موسسه بابان

انتشارات بابان و انتشارات راهیان ارشد

درس و کنکور ارشد

شبکه‌های کامپیوتری

(ویژه کنکور ارشد ۱۴۰۲)

ویژه‌ی داوطلبان کنکور کارشناسی ارشد مهندسی کامپیوتر و IT

براساس کتاب مرجع

James Kurose – Keith Ross

ارسطو خلیلی‌فر

کلیه‌ی حقوق مادی و معنوی این اثر در سازمان اسناد و کتابخانه‌ی ملی ایران به ثبت رسیده است.

تقدیم به:

تمامی آنانی که برای پیشرفت و سعادت خود و بشریت

تلاش می کنند.

ارسطو خلیلی فر

khalilifar.ir

فهرست مطالب

فصل اول: مفاهیم شبکه‌های کامپیوتری ۹
تست‌های فصل اول ۳۰
پاسخ تست‌های فصل اول ۳۱
تست‌های تألیفی فصل اول ۳۳
پاسخ تست‌های تألیفی فصل اول ۳۸

فصل دوم: لایه فیزیکی ۴۱
تست‌های فصل دوم ۶۷
پاسخ تست‌های فصل دوم ۷۳
تست‌های تألیفی فصل دوم ۸۲
پاسخ تست‌های تألیفی فصل دوم ۸۷

فصل سوم: لایه پیوند داده ۹۱
تست‌های فصل سوم ۱۳۱
پاسخ تست‌های فصل سوم ۱۳۷
تست‌های تألیفی فصل سوم ۱۷۲
پاسخ تست‌های تألیفی فصل سوم ۱۷۸

فصل چهارم: مدیریت کانال پخش همگانی ۱۸۳
تست‌های فصل چهارم ۲۲۷
پاسخ تست‌های فصل چهارم ۲۳۳
تست‌های تألیفی فصل چهارم ۲۶۲
پاسخ تست‌های تألیفی فصل چهارم ۲۷۱

فصل پنجم: لایه شبکه ۲۷۵
تست‌های فصل پنجم ۲۹۱
پاسخ تست‌های فصل پنجم ۲۹۷

فصل ششم: لایه انتقال ۳۴۹
تست‌های فصل ششم ۳۴۹
پاسخ تست‌های فصل ششم ۳۵۱

فصل هفتم: لایه کاربرد ۳۷۹
تست‌های فصل هفتم ۳۷۹
پاسخ تست‌های فصل هفتم ۳۸۱

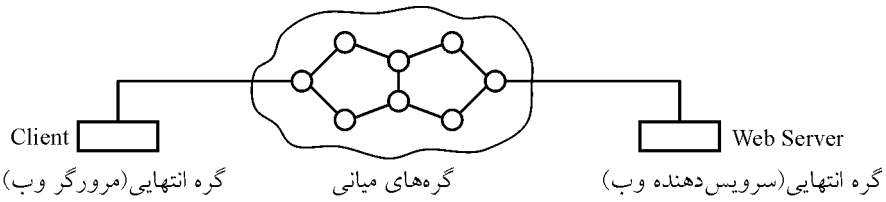
khalilifar.ir

۱ مفاهیم شبکه‌های کامپیوتری

شبکه‌های کامپیوتری

شبکه‌های کامپیوتری، از گره‌ها و لینک‌های ارتباطی که این گره‌ها را به هم متصل می‌کنند، تشکیل شده است، در گره‌های انتهایی برنامه‌های کاربردی کاربران قرار دارند و به آن‌ها میزبان گفته می‌شود. گره‌های میانی وظیفه انتقال اطلاعات را از یک گره‌ی انتهایی به گره‌ی انتهایی دیگر بر عهده دارند، این گره‌ها داده‌ها را به شکلی دست به دست هدایت می‌کنند تا به مقصد مورد نظر برسند، به این گره‌های میانی مسیریاب نیز گفته می‌شود. بنابراین هدف از شبکه‌های کامپیوتری تبادل داده ما بین گره‌های انتهایی (گره مبدأ و مقصد) توسط گره‌های میانی می‌باشد.

مثال:



ابتدا درخواست با نوشتن آدرس www.sbu.ac.ir در مرورگر وب (گره مبدأ) به سمت وب سرور (گره مقصد) از طریق گره‌های میانی ارسال می‌شود. سپس پاسخ از سمت وب سرور که همان صفحه وب مورد نظر می‌باشد، ارسال می‌گردد.

مزایای شبکه‌های کامپیوتری

۱- سهولت انتقال داده‌ها: به عنوان مثال اگر قصد انتقال داده از یک کشور به کشور دیگر و یا از شهری به شهر دیگر داشته باشید، ارسال داده‌ها توسط رسانه انتقال شبکه بسیار آسان‌تر از انتقال آن پس از ذخیره آن بر روی CD و جابه جا کردن آن بین مبدأ و مقصد است.

khalilifar.ir

۲- اشتراک منابع: شبکه به ما اجازه می‌دهد تا منابع خود را در اختیار تمام کاربران شبکه قرار دهیم، بدون اینکه بخواهیم از آن منابع نسخه‌های بیشتری تهیه کنیم. منابع می‌توانند سخت‌افزاری (مانند: چاپگر، اسنکر، CDROM و ...) و یا نرم‌افزاری (مانند فایل‌ها، پایگاه‌داده‌ها و ...) باشند. از مزایای دیگر به اشتراک‌گذاری منابع، صرفه‌جویی در هزینه‌هاست. به عنوان مثال به اشتراک گذاشتن منبعی مثل یک چاپگر، از هزینه کردن برای خرید چاپگرهای متعدد جلوگیری می‌کند.

۳- افزایش قابلیت اطمینان: در صورتی‌که منابعی مانند فایل‌ها و یا پایگاه داده‌ها را برای به اشتراک‌گذاری در شبکه به روی چند کامپیوتر قرار دهیم و دیگر کامپیوترها از این نسخه‌ها استفاده کنند، در صورت خرابی یک نسخه می‌توان از نسخه‌های موجود در کامپیوترهای دیگر استفاده کرد.

۴- افزایش سرعت: افزایش سرعت در شبکه را می‌توان از دو جنبه بررسی کرد:

الف) انتقال داده به وسیله رسانه انتقال شبکه سریع‌تر از ذخیره آن روی CD و انتقال آن از مبدأ به مقصد است.

ب) می‌توان نرم‌افزارهای توزیع شده را روی شبکه و به شکل موازی به وسیله چند کامپیوتر اجرا نمود که باعث افزایش سرعت پاسخگویی می‌شود.

۵- ارتباط بین کاربران و سرگرمی: کاربران می‌توانند از طریق سرویس‌های شبکه مانند پست الکترونیکی و چت با یکدیگر ارتباط برقرار کنند، همچنین بازی‌های تحت شبکه، گوش دادن به رادیو و موسیقی و غیره از جنبه‌های سرگرمی تحت شبکه می‌باشد.

۶- تجارت الکترونیکی: هر نوع خرید و فروش از طریق شبکه‌های کامپیوتری و یا شبکه جهانی اینترنت را تجارت الکترونیک گویند که به پنج دسته تقسیم می‌شود:

۱- B2C : (Bussiness to Customer): خرید هر نوع کالا توسط مشتری از فروشگاه مجازی.

۲- B2B : (Bussiness to Bussiness): خرید و فروش بین دو شرکت به وسیله اینترنت.

۳- C2C : (Customer to Customer): خرید و فروش بین دو مصرف کننده.

به عنوان مثال هر شخص برای حراج اشیاء دسته‌دوم منزل خود، می‌تواند مشخصات آنها را در سایت‌های مختلف قرار دهد تا آنها را به فروش برساند.

۴- G2C : (Government to Customer): تجارت بین دولت و مردم مثل پرداخت قبوض به وسیله اینترنت و یا خودپرداز.

۵- B2G : (Bussiness to Government): تجارت بین دولت و شرکت‌ها مثل پرداخت مالیات و عوارض از طریق اینترنت.

اجزای شبکه‌های کامپیوتری

هر شبکه از دو بخش سخت‌افزار و نرم‌افزار تشکیل شده است. ابتدا سخت‌افزار یک شبکه بررسی می‌شود:

khalilifar.ir

سخت‌افزار شبکه

۱- گره‌های انتهایی یا کامپیوترهای میزبان که قابلیت آدرس‌پذیری دارند، هدف اصلی ایجاد شبکه، اتصال کامپیوترهای میزبان به یکدیگر است.

۲- گره‌های میانی یا واسط میانی مانند هاب‌ها، تکرارکننده‌ها، پل‌ها، سوئیچ‌ها و مسیریاب‌های میانی و دروازه‌ها که وظیفه مدیریت شبکه و هدایت ارسال داده‌ها از مبدأ و مقصد را بر عهده دارند.

۳- کانال انتقال یا لینک‌های ارتباطی که در واقع رسانه‌ی انتقال داده هستند و با اتصال گره‌های شبکه به یکدیگر انتقال داده‌ها را بر عهده دارند. این رسانه‌ها می‌توانند سیم مسی، فیبر نوری یا هوا و خلأ (بی‌سیم) باشند. که در فصل دوم به تفصیل در مورد آن‌ها بحث خواهد شد.

زیر شبکه

به حاصل جمع واسط میانی و کانال انتقال، زیر شبکه گفته می‌شود، بنابراین کاربرد اصلی زیر شبکه، انتقال داده است.

گسترش جغرافیایی شبکه‌ها

شبکه‌های کامپیوتری از نظر اندازه و گستردگی جغرافیایی به چندین دسته تقسیم می‌شوند:

۱- شبکه‌های سیستمی[1] SAN

که برای اتصال ده‌ها یا صدها مادربورد مجهز به پردازنده و حافظه اختصاصی برای انجام ابررایانش به کار می‌روند. وسعت این شبکه‌ها در حد چند متر است.

۲- شبکه‌های شخصی[2] PAN

این نوع شبکه‌ها در محدوده‌ای زیر ده متر شکل می‌گیرند و مالکیت فردی دارند. این رده از شبکه برای اتصالات دستگاه‌های شخصی و خانگی مثل کامپیوتر، تلفن همراه، دستگاه دورنگار (فکس) و تلفن، چاپگر، دوربین ضبط صوت و نظایر آن به یکدیگر کاربرد دارد. در این رده از شبکه تمام تلاش طراحان، بر سادگی کاربری و ارزان تمام شدن آن متمرکز است. تکنولوژی USB (بی‌سیم) و بلوتوث (بی‌سیم) برای این رده از شبکه‌ها توسعه داده شده‌اند.

۳- شبکه‌های محلی[3] LAN

این نوع شبکه‌ها در فواصل جغرافیایی محدود (حداکثر یکی دو کیلومتر) و تحت تملک سازمان‌های کوچک، ادارات، نهادها، محیط‌های آموزشی و شرکت‌های کوچک نصب و راه‌اندازی می‌شود.

---

[1] System Area Networks
[2] Personal Area Network
[3] Local Area Networks

khalilifar.ir

کوچک بودن این نوع از شبکه (از دیدگاه طول فیزیکی کانال انتقال) و کم بودن تعداد ایستگاه‌ها، محاسن فراوانی را برای این رده از شبکه به ارمغان آورده است که از آن جمله بدین موارد می‌توان اشاره کرد:

- با توجه به کوتاه بودن طول کانال، اول اینکه افت سیگنال کم و طبعاً نرخ خطا بسیار پایین است. دوم اینکه نرخ ارسال می‌تواند بسیار بالا باشد (از چند مگابیت در ثانیه تا چند گیگابیت بر ثانیه) سوم اینکه تأخیر انتشار[1] بسیار ناچیز خواهد بود. مجموعه این عوامل باعث خواهد شد تا سرعت مبادله اطلاعات در این نوع شبکه بسیار بالا باشد.
- در این نوع شبکه با توجه به محدود بودن تعداد ایستگاه‌ها، مدیریت آسان تر از بقیه شبکه‌ها است.
- هزینه نصب و راه‌اندازی این نوع شبکه چندان بالا نیست.

توجه: تکنولوژی‌های اترنت، شبکه‌های بی‌سیم Wi-Fi(IEEE 802.11) و توکن رینگ (Token Ring) برای این رده از شبکه‌ها توسعه داده شده است. در فصل چهارم به این تکنولوژی‌ها خواهیم پرداخت.

۴- شبکه‌های شهری[2] MAN

این نوع شبکه‌ها در گستره‌ی یک منطقه‌ی وسیع (مثل یک شهر) پیاده می‌شوند و از لحاظ تکنولوژی بیشتر به LAN شبیه است تا دیگر رده‌های شبکه، گستره‌ی پوشش شبکه MAN بین صد تا دویست کیلومتر است.

۵- شبکه‌های گسترده[3] WAN

این نوع شبکه‌ها در گستره‌ی جغرافیایی یک کشور، قاره یا جهان پیاده می‌شود و شبکه‌های محلی و بین شهری را بهم متصل می‌نماید. شبکه‌ی WAN در حقیقت یک «زیر ساخت ارتباطی» یا «ستون فقرات» است که داده‌ها را بین «ماشین‌های میزبان» مبادله می‌کند.

توپولوژی

مدل ریاضی شبکه‌های کامپیوتری یک گراف است، بنابراین منظور از توپولوژی یا همبندی، نحوه اتصال گره‌های تشکیل‌دهنده گراف شبکه از طریق لینک‌های ارتباطی می‌باشد. در یک بیان دیگر به نحوه و الگوی چیدمان عناصر شبکه در کنار یکدیگر و چگونگی ارتباط آن‌ها با یکدیگر، در اصطلاح توپولوژی یا همبندی گفته می‌شود.

---

[1] تأخیر انتشار (Propagation Delay) مدت زمانی است که یک سیگنال حامل پیام (الکتریکی یا نوری) از ابتدای کانال به انتهای آن منتقل می‌شود. در کانال‌های فیبر نوری تأخیر انتشار حدود ۳/۳ میکروثانیه و در کانال‌های مسی حدود ۵ میکروثانیه به ازای هر کیلومتر خواهد بود.

[2] Metropolition Area Network
[3] Wide Area Network

khalilifar.ir

ساختار و توپولوژی فیزیکی شبکه‌های کامپیوتری بر اساس ماهیت کانال‌های انتقال داده (فناوری انتقال) به دو طبقه اصلی زیر تقسیم می‌شود:

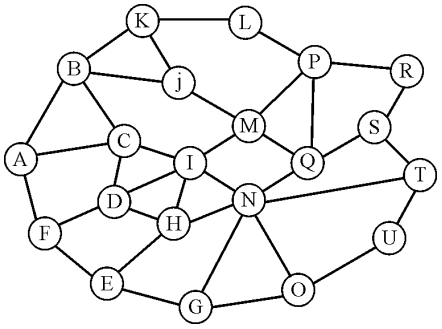
۱- نقطه به نقطه (point to point)

در شبکه‌های نقطه به نقطه به یک کانال فیزیکی مستقیم فقط و فقط دو گره متصل است و هیچ گره دیگری به آن کانال متصل نخواهد بود. در شکل زیر نمونه ای از یک شبکه نقطه به نقطه به تصویر کشیده شده است.

در این مثال بین گره‌های (A و B) و همچنین (A و F) کانال مستقیم و اختصاصی وجود دارد ولی بین (A و D) کانال اختصاصی دیده نمی شود. در این ساختار گره A قادر است به صورت غیر مستقیم و از طریق گره‌های میانی B و C داده‌ی خود را به D برساند.

منظور از شبکه‌های نقطه به نقطه آن نیست که بین هر دو گره از شبکه حتماً یک لینک مستقیم وجود دارد، بلکه بدین معناست که اگر چنین کانالی وجود داشته باشد، آن کانال، اختصاصی و مستقیم است و هیچ شریک سومی بر روی آن فعالیت نمی‌کند.

☜ **نکته:** در شبکه‌های نقطه به نقطه هر گاه بین دو گره، کانال مستقیمی موجود نباشد، بسته‌های حاوی داده می‌توانند با گذر از چندین گره میانی، دست به دست هدایت و تحویل مقصد نهایی شوند. گره‌های میانی که به «مسیر یاب» مشهورند وظیفه دارند داده‌ها را به نحوی دست به دست، هدایت کنند تا بسته حاوی اطلاعات در رسیدن به مقصد، کمترین تأخیر و کوتاه‌ترین مسیر را تجربه کند. به چنین روالی اصطلاحاً «مسیریابی» گفته می‌شود.



انواع توپولوژی نقطه به نقطه

چندین نوع، توپولوژی مختلف در شبکه‌های نقطه به نقطه، مورد استفاده قرار می‌گیرند که در ادامه به آن‌ها می‌پردازیم:

توپولوژی ستاره (star)

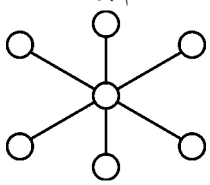
در توپولوژی ستاره ارتباط تمامی ماشین‌های شبکه از طریق یک گره مرکزی برقرار می‌شود. بنابراین کلیه اطلاعات برای آنکه مبادله شوند از گره مرکزی عبور می‌کنند. در واقع فرستنده، داده

khalilifar.ir

ارسالی خود را به گره مرکزی ارسال می‌کند و این گره، داده‌ها را به سمت مقصد هدایت می‌کند. کابل موجود در توپولوژی خطی، در اینجا تبدیل به یک گره مرکزی شده است. این گره مرکزی می‌تواند یک هاب یا یک سوئیچ باشد.

توجه: توپولوژی خطی جلوتر شرح داده خواهد شد.

توجه: هاب و سوئیچ دستگاه‌هایی هستند که برای اتصال چند ایستگاه و یا چند شبکه به یکدیگر به کار می‌روند. (در فصل پنجم به آن‌ها خواهیم پرداخت.)



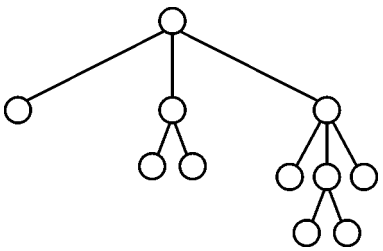
ویژگی‌های توپولوژی ستاره

- هر گره برای اتصال به شبکه، تنها نیاز به یک پورت دارد (به غیر از گره مرکزی)
- عملکرد شبکه به شدت وابسته به گره مرکزی است.
- با قطع یک کابل، فقط ایستگاه متصل به آن، از شبکه خارج می‌شود.
- اگر گره مرکزی خراب شود، کارکرد شبکه مختل خواهد شد. اما اگر یک گره معمولی خراب شود تنها همان گره از شبکه خارج خواهد شد.

توجه: تعداد کابل‌های مورد نیاز در توپولوژی ستاره با n گره (بدون احتساب گره مرکزی)، برابر n است.

توپولوژی درختی (Tree)

در این نوع توپولوژی ماشین‌ها در یک الگوی درختی به یکدیگر متصل می‌شوند. برگ‌های این درخت، همان ماشین‌ها و گره‌های میانی، عناصر ارتباطی (مثل هاب و سوئیچ) هستند. هرگاه دو ماشین همزاد باشند (یعنی از یک عنصر میانی منشعب شده باشند) ارتباط آن‌ها توسط گره پدرشان برقرار می‌شود و در غیر این صورت برقراری ارتباط آن‌ها در سطوح بالاتر انجام می‌گیرد. این نوع از توپولوژی در حقیقت از به هم پیوستن چند شبکه با توپولوژی ستاره پدید می‌آید و استفاده از آن بسیار رایج است.



khalilifar.ir

مثال: به منظور گسترش شبکه و اتصال چندین هاب به یکدیگر معمولاً از کدام توپولوژی استفاده می‌شود؟

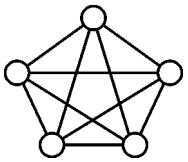
۱) حلقه ۲) خطی ۳) درختی ۴) ستاره

پاسخ: گزینه (۳) صحیح است.

همانطور که اشاره شد کاربرد اصلی توپولوژی درختی زمانی است که بخواهیم برای گسترش شبکه، چندین هاب را به یکدیگر متصل کنیم.

توپولوژی گراف کامل یا مش (Mesh)

در توپولوژی مش، هر ایستگاه به تک تک ایستگاه‌های دیگر به وسیله یک کانال انتقال مستقیم و اختصاصی متصل می‌شود. در واقع اگر n ، تعداد ایستگاه‌های یک شبکه باشد، هر ایستگاه به وسیله n-۱ کانال به دیگر ایستگاه‌ها متصل شده است. به شکل زیر توجه کنید:



☜ ***نکته:*** یک شبکه با توپولوژی مش دارای $\frac{n(n-1)}{2}$ کانال انتقال است.

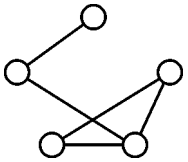
☜ ***نکته:*** واسط میانی (کارت شبکه) مبتنی بر گراف کامل، دارای حداقل n-۱ پورت برای اتصال به دیگر کامپیوترها است.

ویژگی‌های توپولوژی مش

- سرعت انتقال داده بالا به دلیل وجود کانال اختصاصی
- عدم وجود مشکل ترافیک به دلیل وجود کانال اختصاصی
- قابلیت اطمینان بالا (با خرابی چند کانال کل شبکه از کار نمی‌افتد)
- هزینه برپایی شبکه مش به دلیل استفاده از کانال‌های فراوان بالاست.
- قابلیت گسترش و افزودن کامپیوترهای جدید به این شبکه مشکل است.

توپولوژی گراف ناقص یا بی نظم (Irregular)

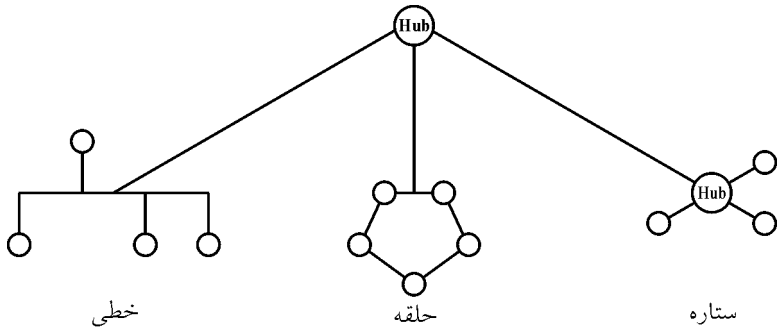
در این توپولوژی بین تمامی کامپیوترها یک مسیر وجود دارد، ولی الزاماً بین هر دو کامپیوتر یک کانال مستقیم وجود ندارد.



khalilifar.ir

توپولوژی ترکیبی (Hybrid)

شبکه‌های بزرگ کامپیوتری معمولاً از اتصال چندین توپولوژی مختلف تشکیل شده‌اند. این توپولوژی بزرگ را به نام توپولوژی ترکیبی می‌شناسد. شکل زیر ترکیبی از توپولوژی خطی، حلقه و ستاره است.



توجه: توپولوژی خطی جلوتر شرح داده خواهد شد.

۲- همه پخشی، پخش همگانی یا انتشاری (Broadcast)

در شبکه‌های انتشاری، انتقال اطلاعات از طریق یک کانال فیزیکی که بین تمام ایستگاه‌های شبکه مشترک است، انجام می‌شود. در واقع در این نوع شبکه همه کامپیوترها به یک کانال انتقال متصل هستند و برای ارتباط با هم فقط از همین کانال استفاده می‌کنند. هر ایستگاه که داده‌ای برای ارسال داشته باشد، آن را روی کانال پخش همگانی قرار می‌دهد و به طرف مقصد ارسال می‌کند. بقیه کامپیوترها در حال گوش دادن کانال هستند و در صورتی که ایستگاهی داده‌ای دریافت کند، اگر داده دریافتی بر اساس آدرس مقصد برای آن فرستاده شده باشد، داده را بر می‌دارد و اگر نه آن را دور می‌ریزد. توجه کنید، در این شبکه تمام کامپیوترها می‌توانند داده‌های ارسالی را دریافت کنند ولی فقط داده مختص به خود را بر می‌دارند.

استفاده از کانال‌های مشترک برای انتقال اطلاعات بین ایستگاه‌های شبکه از برخی جهات مشکل آفرین است.

- **مدیریت پیچیده کانال**

در این شبکه، مدیریت کانال به نحوی که تمام ایستگاه‌ها بتوانند در یک روال قانونمند و عادلانه، از کانال استفاده کنند، پیچیده است. زیرا در شبکه‌ها هر ایستگاه عنصری مستقل محسوب می‌شود و هیچگونه حاکمیت بیرونی بر آن وجود ندارد، لذا رعایت قانون و نوبت در استفاده از کانال بر عهده‌ی خود ایستگاه‌ها است. دقت کنید که در این نوع شبکه‌ها یک ایستگاه مجاز نیست به محض

khalilifar.ir

آنکه داده‌ای برای ارسال داشت، آن را روی کانال بفرستد، بلکه باید بر طبق قواعدی که به نام «پروتکل نظارت بر واسط انتقال»[1] مشهور است، خودش را نوبت‌بندی کرده و سپس اقدام به ارسال نماید. ارسال همزمان دو ایستگاه در این نوع شبکه، منجر به «تصادم»[2] شده و در نتیجه دادهای ارسالی خراب و فاقد اعتبار خواهند شد.

- **امنیت پایین**

با توجه به آنکه تمام ایستگاه‌ها موظف به گوش دادن به کانال انتقال هستند، بنابراین اطلاعات روی کانال مشترک توسط تمام ایستگاه‌ها شنیده می‌شود.
کافی است کسی بخواهد به اطلاعات دیگران دسترسی داشته باشد، بنابراین یک ایستگاه کنجکاو به راحتی با انتقال تمام یا بخشی از اطلاعات در حال تبادل روی کانال به درون حافظه اصلی خود، آن را در اختیار شخص بیگانه قرار می‌دهد. به همین دلیل استفاده از شبکه‌های مشترک، برای ارسال اطلاعات محرمانه زمانی عقلانی خواهد بود که این اطلاعات قبل از ارسال رمزگذاری شده باشند.

- **کارایی پایین**

با توجه به آنکه تمام ایستگاه‌ها فقط یک کانال در اختیار دارند، لذا فقط سهم کوچکی از کل پهنای باند در اختیار یک ایستگاه قرار می‌گیرد. اگر داده‌ها در اثر بروز تصادم یا نویز، دچار خرابی شوند وضع به مراتب بدتر هم خواهد شد.
با تمام این تفاصیل استفاده از کانال‌های مشترک به عنوان یک تکنولوژی انتقال بسیار مقرون به صرفه به شمار می‌آید و به صورت گسترده از آن استفاده می‌شود. شبکه‌های ماهواره‌ای، شبکه محلی اینترنت و شبکه محلی بی‌سیم بلوتوث و WiFi، همگی شبکه‌های نوع «پخش همگانی» محسوب می‌شوند.

انواع توپولوژی پخش همگانی

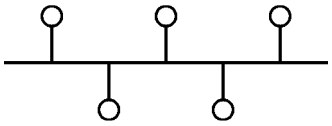
چندین نوع، توپولوژی مختلف در شبکه‌های پخش همگانی مورد استفاده قرار می‌گیرد که در ادامه به آن‌ها می‌پردازیم:

توپولوژی خطی (Bus)

در این نوع توپولوژی تمام کامپیوترها از طریق یک کانال فیزیکی مشترک به همدیگر متصل می‌شوند و هر گونه تبادل اطلاعات از طریق این کانال انجام خواهد شد.

[1] Medium Access Control Protocol
[2] Collision

khalilifar.ir



ویژگی‌های توپولوژی خطی

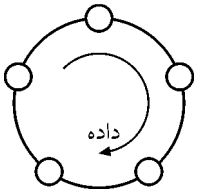
- سادگی در نصب، راه‌اندازی و ارزان بودن
- تعداد کابل‌های مورد استفاده (نسبت به سایر توپولوژی‌ها) بسیار کم است.
- گسترش شبکه ساده است، بدین معنی که برای افزایش گره‌ها و اعضای جدید، کار چندان سختی نباید صورت گیرد. تنها باید عنصر جدید را به کابل مشترک وصل نمود.
- هر گره برای اتصال به شبکه، تنها نیاز به یک پورت دارد.
- امنیت پایین
- کانال باید در هر لحظه، تنها در اختیار یک گره باشد. بدین مفهوم که دو گره به طور همزمان نمی‌توانند برای انتقال داده‌های خود از کانال مشترک استفاده نمایند. بنابراین اگر کانال مشغول باشد تا زمان آزاد شدن آن، هیچ گره‌ای حق آغاز تبادل داده خود را نخواهد داشت، در غیر اینصورت تصادم رخ خواهد داد که باعث خراب شدن داده‌های ارسالی می‌شود.
- اگر کابل مشترک صدمه‌ای ببیند، عملکرد کل شبکه مختل خواهد شد.
- برای جلوگیری از انعکاس سیگنال از انتهای کانال، باید در انتهای کابل از خاتمه‌دهنده (terminator) استفاده نمود.

توجه: در فصل چهارم به طور مفصل به نحوه‌ی مدیریت کانال پخش همگانی خواهیم پرداخت.

توپولوژی حلقه (Ring)

در توپولوژی حلقه، ایستگاه‌ها در یک ساختار بسته حلقوی به وسیله کانال انتقال به ایستگاه قبلی و بعدی خود متصل می‌شوند. جهت جریان اطلاعات یکی از دو حالت ساعتگرد یا پادساعتگرد است و برای آنکه اطلاعات از یک ایستگاه به ایستگاه غیر مجاور آن در حلقه منتقل شود، باید ماشین‌هایی که در مسیر هستند، بیت‌های داده را دریافت و در خروجی خود تکرار کنند تا در نهایت اطلاعات به مقصد برسد. ارتباط هر ایستگاه با ایستگاه بعدی خود در حلقه یکطرفه است و اگر یک ایستگاه بخواهد به ماشین قبلی خود در حلقه، بسته‌ای از داده‌ها را بفرستد، آن بسته باید یک دور کامل در حلقه گردش کند تا به ایستگاه مورد نظر برسد. در این روش تمام کامپیوترها داده‌ها را به ترتیب در جهت ارسال اطلاعات دریافت می‌کنند. هر کامپیوتر که داده‌ای را دریافت می‌کند آن را بررسی می‌کند اگر متعلق به خودش نبود، آن را برای کامپیوتر بعدی می‌فرستد، ولی اگر متعلق به خودش بود آن را بر می‌دارد و دیگر آن داده را برای کامپیوتر بعدی ارسال نمی‌کند. با این کار از گردش داده به شکل نامحدود در شبکه جلوگیری می‌شود.

khalilifar.ir



توجه: در توپولوژی حلقه در آن واحد فقط یک ایستگاه حق ارسال دارد و مابقی ایستگاه‌ها نمی‌توانند چیزی بفرستند بلکه باید همگی در خدمت فرستنده باشند. مدیریت آنکه چه کسی حق ارسال دارد و نوبت‌بندی ارسال چگونه است از مباحث ویژه و بنیادی این نوع از شبکه محسوب می‌شود که در فصل چهارم به آن خواهیم پرداخت.

توجه: اگرچه شبکه با توپولوژی حلقه، از لحاظ ظاهری «نقطه به نقطه» به نظر می‌رسد، ولی باطناً این شبکه از نوع «پخش همگانی» (Broadcast) محسوب می‌شود، زیرا تمام کانال انتقال در خدمت ایستگاه فرستنده و گیرنده است.

ویژگی‌های توپولوژی حلقه

- تعداد کابل مورد استفاده کم است.
- هر گره برای اتصال به شبکه، تنها نیاز به دو پورت دارد.
- حذف پدیده تضعیف (زیرا هر گره اطلاعات دریافتی خود را تکرار می‌کند)
- در صورت خرابی یکی از کابل‌ها و یا گره‌ها، عملکرد کلی شبکه مختل می‌شود، چرا که امکان ارتباط اعضا با یکدیگر از بین می‌رود.

☜ ***نکته:*** تعداد کابل‌های مورد نیاز در توپولوژی حلقه با n گره، برابر n است.

☜ ***نکته:*** کمترین و بیشترین کابل پیموده شده برای تبادل داده در یک شبکه حلقه با n گره، به ترتیب برابر است با: ۱ و n–۱

مثال: توپولوژی حلقه با ۵ گره را در نظر بگیرید. در این صورت تعداد کابل‌های مورد نیاز، کم‌ترین و بیش‌ترین تعداد کابل پیموده شده برای تبادل داده به ترتیب از راست به چپ برابر است با:

۱) ۴، ۱، ۴ ۲) ۴، ۱، ۵ ۳) ۵، ۱، ۴ ۴) ۵، ۱، ۵

پاسخ: گزینه (۳) صحیح است.

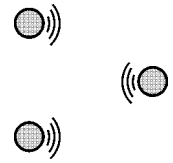
در یک توپولوژی حلقه با n گره، تعداد کابل‌های مورد نیاز، کم‌ترین و بیش‌ترین کابل پیموده شده برای تبادل داده به ترتیب برابر است با n، ۱ و n–۱ از آنجا که در این مثال n برابر ۵ می‌باشد. لذا گزینه سوم درست است.

توپولوژی بی‌سیم (wireless)

در این توپولوژی، اتصال بین کامپیوترها به وسیله کابل برقرار نمی‌شود بلکه اتصال به شکل بی‌سیم

khalilifar.ir

بوده و انتقال اطلاعات به وسیله ارسال امواج صورت می‌گیرد.



نرم‌افزار شبکه

همانطور که مطرح شد، شبکه از دو بخش سخت‌افزار و نرم‌افزار تشکیل می‌شود. بعد از پیاده‌سازی سخت‌افزار شبکه بر اساس یکی از توپولوژی‌های ذکر شده، باید نرم‌افزار مربوطه با توجه به نیاز و هدف برپایی شبکه، انتخاب و بر روی سخت‌افزار نصب شود. نرم‌افزارها از نظر چگونگی ارائه خدمات به دو دسته تقسیم می‌شوند.

۱- مدل سرویس گیرنده و سرویس‌دهنده (Client/Server)

منظور از سرویس‌دهنده کامپیوتر، نرم‌افزار نصب شده بر روی کامپیوتری است که با توجه به درخواست دیگر ایستگاه‌ها به آنها خدمات ارائه می‌کند.

سرویس گیرنده کامپیوتر نیز، نرم‌افزار نصب شده بر روی کامپیوتری است که نیاز به اطلاعاتی دارد که توسط سرویس‌دهنده تولید می‌شود، در واقع سرویس گیرنده در صورت نیاز، درخواست خود را برای سرویس‌دهنده می‌فرستد و سرویس‌دهنده در اولین فرصت به آن پاسخ می‌دهد و نیاز سرویس گیرنده را برطرف می‌کند.

بعد از پیاده‌سازی سخت‌افزار، نرم‌افزار سرویس‌دهنده روی یک کامپیوتر مشخص نصب می‌شود، نرم‌افزار سرویس گیرنده نیز روی بقیه کامپیوترهای شبکه نصب می‌شود. توجه داشته باشید، اینکه بر روی چه کامپیوتری کدام نرم‌افزار نصب می‌شود، مشخص کننده سرویس‌دهنده یا سرویس گیرنده بودن آن کامپیوتر است. از این پس ارسال تصویر و داده‌ها، خدمات وب، اشتراک گذاری منابع و دیگر خدمات توسط ایستگاه سرویس‌دهنده انجام می‌پذیرد و همچنین مسئولیت امنیت تمام دستگاه‌ها و حساب‌های کاربران بر عهده سرویس‌دهنده است. به دلیل متمرکز بودن و مدیریت آسان منابع، مدل سرویس گیرنده و سرویس‌دهنده برای شبکه‌های بزرگ با تعداد کاربران زیاد بسیار مناسب است.

تصور کنید شبکه‌ای دارای ۲۰۰ ایستگاه سرویس گیرنده و سرویس‌دهنده است، در این صورت برای استفاده از یک نرم‌افزار خاص به جای اینکه آن را روی تک تک سرویس گیرنده‌ها نصب کنیم، تنها کافی است یک نسخه آن را روی سرویس‌دهنده نصب کنیم. البته نقطه ضعف مدل سرویس گیرنده و سرویس‌دهنده این است که در صورت خرابی سرویس‌دهنده تمام شبکه از کار خواهد افتاد و ممکن است تمام اطلاعات از دست برود، به همین دلیل در بعضی شبکه‌ها از چندین سرویس‌دهنده به جای یک سرویس‌دهنده و همچنین از سیستم تهیه نسخه پشتیبان استفاده

khalilifar.ir

می‌شود. سیستم عامل لینوکس و ویندوز سرور مثال‌هایی از سیستم عامل‌های سرویس گیرنده و سرویس‌دهنده هستند.

توجه: دقت کنید که منظور از سرویس دهنده، لزوماً یک کامپیوتر پیشرفته نیست. این تصور غلطی است که سرویس‌دهنده لزوماً باید یک کامپیوتر بسیار قدرتمند باشد. حتی یک کامپیوتر خانگی با سیستم عامل ویندوز xp و یا مشابه آن نیز در برخی کاربردها می‌تواند نقش سرویس‌دهنده را ایفا کند. علاوه بر این تعداد سرویس دهنده‌ها در شبکه لزوماً یک عدد نیست. بدین معنی که در یک شبکه می‌توان سرویس دهنده‌های مختلفی را متصور بود از جمله:

DNS Server, Proxy Server, Data Base Server, File Server, Web Server و ...

۲- مدل نظیر به نظیر (Peer to peer)

در این مدل هر ایستگاه می‌تواند هم یک سرویس‌دهنده و هم یک سرویس‌گیرنده باشد. در واقع هر ایستگاه می‌تواند در صورت نیاز به ایستگاه‌های دیگر درخواست دهد و پاسخ بگیرد. پس از برپایی سخت‌افزار شبکه، نرم‌افزار نظیر به نظیر روی تمام ایستگاه‌ها نصب می‌شود و بعد، تمام منابع اطلاعاتی، بین ایستگاه‌ها توزیع می‌شود.

در شبکه‌های نظیر به نظیر اشتراک منابعی مانند چاپگر، برنامه‌های کاربردی، اینترنت و غیره صورت می‌گیرد ولی منابع در یک ایستگاه متمرکز نمی‌شود. این مطلب به این معنی است که با خرابی یک ایستگاه کل منابع از دست نمی‌رود و شبکه به کار خود ادامه می‌دهد. ولی در مقابل به علت همین توزیع شدگی منابع، مدیریت شبکه، باید روی تمام ایستگاه‌ها نظارت کند که این مدل را برای شبکه‌های بزرگ نامناسب می‌کند.

از مزایای شبکه‌های نظیر به نظیر، ارزان قیمت بودن آن‌ها است. ضمناً کار با آن‌ها از آن جا که به سیستم عامل خاصی نیاز ندارند، ساده است. اما عیب بزرگ آن‌ها محدودیت در تعداد گره‌ها (حداکثر ۲۰ عدد) است. در این نوع از شبکه هر فردی مسئول دستگاه خویش است. لذا از قبل باید آموزش‌های لازم به کاربران در این خصوص صورت گیرد.

مثال: کدام عبارت در مورد شبکه‌های peer to peer درست است؟

۱) تعدادی از گره‌ها نقش سرویس‌دهنده و تعدادی دیگر نقش سرویس گیرنده دارند.

۲) هر گره همزمان می‌تواند هم سرویس‌دهنده و هم سرویس گیرنده باشد.

۳) تعداد گره‌هایی که نقش سرویس‌دهنده دارند با تعداد گره‌هایی که نقش سرویس گیرنده دارند برابر است.

۴) هیچکدام

پاسخ: گزینه (۲) صحیح است.

دقت کنید که گزینه اول در رابطه با شبکه‌های سرویس‌دهنده و سرویس گیرنده مصداق دارد. در ضمن در هیچ نوعی از شبکه، هیچ الزامی به برابر بودن تعداد گره‌های سرویس‌دهنده و سرویس

khalilifar.ir

گیرنده وجود ندارد.

توجه: همان طور که قبلاً بیان شد هدف از ایجاد شبکه‌های کامپیوتری انتقال اطلاعات و در موازات آن پایین آوردن هزینه‌ها است. در شبکه‌های کامپیوتری اصطلاحاً به هر کامپیوتر که قصد ارسال اطلاعات دارد فرستنده گفته می‌شود. یک فرستنده می‌تواند اطلاعات را برای یک ایستگاه (مانند تماس با تلفن) و یا چند ایستگاه (مانند فرستادن امواج رادیو) بفرستد، هر ایستگاهی که اطلاعات را دریافت و استفاده می‌کند، اصطلاحاً گیرنده نامیده می‌شود، به اطلاعاتی که در شبکه‌های کامپیوتری بین ایستگاه‌ها مبادله می‌شود پیغام می‌گویند.

هر ایستگاه در شبکه‌های کامپیوتری دارای یک آدرس منحصر به فرد است. هرگاه فرستنده قصد ارسال اطلاعات دارد، آدرس مبدأ و مقصد را همراه با تعدادی اطلاعات کنترلی (در فصول آینده مفصل توضیح داده می‌شود) در کنار اطلاعات قرار می‌دهد. در واقع یک پیغام تشکیل شده است از اطلاعات ارسالی، آدرس مبدأ، آدرس مقصد و اطلاعات کنترلی.

پروتکل

مجموعه قواعد و قوانین خاص و مشخص که در قالب یک الگو ارائه شده و برای برقراری ارتباط بین کامپیوترهای یک شبکه استفاده می‌شود. در واقع پروتکل قواعد و مراحلی را مشخص می‌کند که کامپیوترها در شبکه برای برقراری ارتباط باید از آن پیروی کنند تا ارتباط ایستگاه‌ها دچار ناهنجاری نشود، به عنوان مثال می‌توان ارتباط بین دو شخص را بیان کرد. (A و B دو شخص هستند):

۱- A به B سلام می‌کند.

۲- B به A پاسخ سلام می‌دهد.

۳- A و B با هم صحبت می‌کنند.

۴- با اتمام صحبت‌ها با هم خداحافظی می‌کنند.

حال همین رفتار را به شکل مختصر در شبکه‌های کامپیوتری بیان می‌کنیم:

ایستگاه مبدأ یک پیغام مبتنی بر درخواست برای ارسال اطلاعات (قصد ارسال اطلاعات دارم) به ایستگاه مقصد می‌فرستد (سلام). ایستگاه مقصد پیغامی به عنوان قبول درخواست به ایستگاه مبدأ می‌فرستد (پاسخ سلام) ایستگاه مبدأ شروع به ارسال اطلاعات به مقصد می‌کند (صحبت کردن) پس از اتمام اطلاعات ارسالی، ایستگاه مبدأ پیغامی با عنوان قطع ارتباط به مقصد می‌فرستد و ایستگاه مقصد پیغام قبول درخواست را برای مبدأ می‌فرستد و ارتباط قطع می‌شود (خداحافظی).

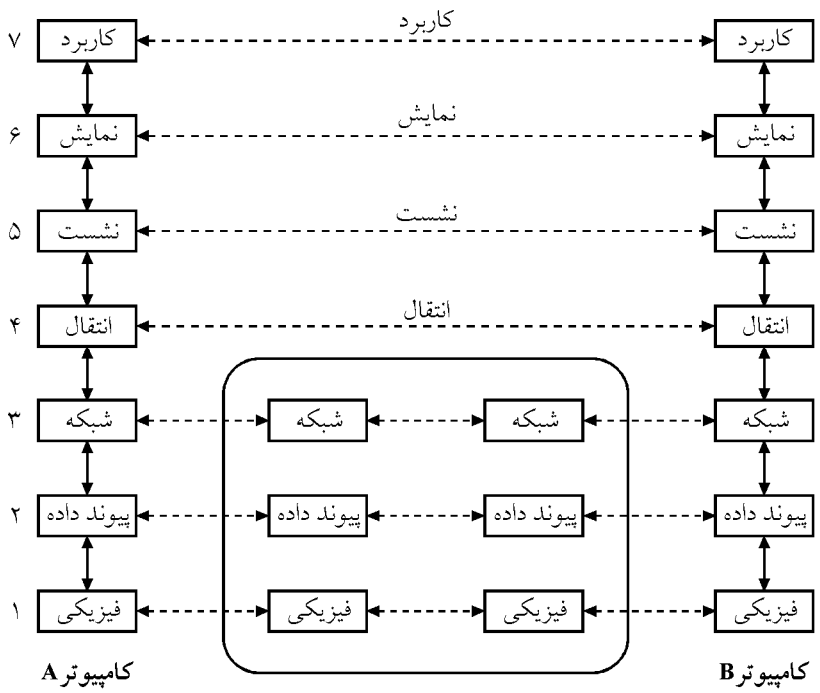
مدل مرجع OSI (Open System Interconnection)

پس از گستردگی شبکه‌های کامپیوتری و عمومیت یافتن آن در جهان، کمپانی‌های مختلف شبکه‌هایی با سخت‌افزار و نرم‌افزارهای متفاوت طراحی کردند. این عمل بدون هماهنگی و

khalilifar.ir

همگامی بین شرکت‌ها صورت گرفت و باعث ناسازگاری‌های زیادی شد. به شکلی که این شبکه‌ها توانایی برقراری ارتباط با یکدیگر را نداشتند، چون از قواعد یکسانی استفاده نمی‌کردند. در سال ۱۹۸۴ سازمان استاندارد جهانی (ISO) مدل شبکه‌ای را با نام OSI معرفی کرد تا تمام کمپانی‌ها برای تولید سخت‌افزار و نرم‌افزار شبکه از این مدل استاندارد پیروی کنند. با تبعیت ساختار تمام شبکه‌ها از این مدل، دیگر مشکلی برای همگامی و برقراری ارتباط بین شبکه‌های تولید شده توسط کمپانی‌های مختلف به وجود نمی‌آمد.

مدل OSI از هفت لایه تشکیل شده است. که هر لایه وظیفه خاصی در جهت انتقال داده بر عهده دارد. علت لایه بندی کردن یک سیستم شبکه، ساده‌تر شدن طراحی، پیاده‌سازی و فهم توابع و وظایفی است که باید روی اطلاعات ارسالی کار کنند. OSI به علت دارا بودن ساختار تفکیک شده و مشخص بودن وظایف هر لایه بهترین گزینه جهت آموزش کاربران در مورد ساختارهای شبکه می‌باشد.



مدل OSI

☜ ***نکته:*** آخرین سرآیند اضافه شده به داده در سمت فرستنده، اولین سرآیندی است که در طرف گیرنده برداشته می‌شود. به همین دلیل معمولاً از اصطلاح پشته پروتکل (Stack Protocol) در شبکه‌های کامپیوتری استفاده می‌شود.

khalilifar.ir

لایه‌بندی وظایف شبکه

به منظور تفکیک وظایف و عملیات لازم برای انتقال داده، تعدادی لایه در یک سیستم شبکه تعریف می‌شوند که هر لایه وظیفه خاصی را برای انتقال داده بر عهده دارد و مجموعه لایه‌ها با کمک یکدیگر عمل انتقال داده به صورت صحیح را تضمین می‌کنند.

مزایا

- با تقسیم یک شبکه به اجزاء کوچکتر، تحلیل، طراحی، پیاده‌سازی ، تست، نگهداری و فهم آن ساده‌تر می‌شود.
- تغییرات در هر لایه بر دیگر لایه‌ها تأثیر نمی‌گذارد، بنابراین سرعت گسترش و همچنین خطایابی افزایش می‌یابد.

عیب

- از آن‌جا که هر لایه جهت مکانیزم‌های کنترلی خود (مثلاً کنترل خطا) داده‌های کنترلی را به داده‌های اصلی اضافه می‌کند، بنابراین در هر لایه و در نتیجه در مجموع لایه‌ها با سربار مواجه خواهیم بود. توجه نمایید که سربار حاصل از داده کنترلی سبب هدر رفتن پهنای باند خواهد شد.

معماری شبکه

به حاصل جمع لایه‌ها و پروتکل‌های موجود در هر لایه، معماری شبکه گفته می‌شود. برای تشریح معماری شبکه‌های کامپیوتری از نظر تئوری ، دو مدل مرجع وجود دارد:

(۱) مدل OSI

(۲) مدل TCP/IP

که هر یک از آن‌ها لایه‌بندی متفاوتی را پیشنهاد می‌دهند. وظیفه هر لایه ارائه سرویس به لایه‌ی بالاتر از آن است. بنابراین در اصطلاح به وظیفه هر لایه نسبت به لایه بالایی خود، سرویس می‌گویند. انجام این وظایف که سرویس نامیده می‌شوند به عهده پروتکل‌هایی است که برای هر لایه وجود دارد.

لایه‌های مدل OSI از پایین‌ترین لایه تا بالاترین لایه عبارتند از:

۱- لایه فیزیکی (Physical Layer) : در واقع لایه فیزیکی یک ساختار سخت افزاری است که وظیفه آن ارسال اطلاعات به صورت بیت به بیت، بدون تغییر در محتوای آن است. مشخصات لایه فیزیکی با توجه به رسانه انتقال و نوع سیگنال آن بیان می‌شود.

۲- لایه پیوند داده (Data Link Layer) : لایه پیوند داده وظیفه کنترل لایه فیزیکی را بر عهده دارد. در هنگام ارسال داده توسط لایه فیزیکی نیاز به یک آدرس فیزیکی (MAC Address) برای تعیین مقصد وجود دارد که این آدرس فیزیکی توسط لایه پیوند داده تعیین می‌شود. همچنین نحوه دسترسی به رسانه انتقال و مدیریت کانال انتقال، توسط لایه پیوند داده صورت می‌گیرد. این لایه

khalilifar.ir

وظیفه کنترل جریان داده بین فرستنده و گیرنده، کنترل خطا و خطایابی داده‌های منتقل شده و تحویل مرتب فریم‌های ارسالی را بر عهده دارد.

۳- لایه شبکه (Network Layer) : با توجه به توضیحات گذشته متوجه شدید که شبکه‌های بزرگ از اتصال تعدادی شبکه کوچک به وجود می‌آیند. برای برقراری ارتباط بین ایستگاه‌های این شبکه‌های کوچک برای هر ایستگاه یک آدرس منطقی در نظر گرفته می‌شود (آدرس IP)، در هنگام ارسال، لایه شبکه وظیفه آدرس دهی منطقی را بر عهده دارد. از دیگر وظایف لایه شبکه می‌توان مسیریابی بین ایستگاه مبدأ و مقصد را نام برد. تحویل بسته‌های داده در لایه شبکه به شکل نامطمئن یعنی بدون دریافت پیام تصدیق انجام می‌گیرد.

۴- لایه انتقال (Transport Layer) : سرویس‌هایی که پروتکل‌های لایه انتقال ارائه می‌دهند، مکمل سرویس‌های لایه شبکه است. این لایه در واقع مسئول تحویل قطعه‌های ارسالی به کامپیوتر گیرنده و دریافت پیام تصدیق است. لایه انتقال در سمت فرستنده قطعات داده را به بخش‌های کوچکتر تقسیم می‌کند و برای هر کدام یک شماره در نظر می‌گیرد، در هنگام دریافت این قطعات توسط گیرنده این شماره‌ها، ترتیب قطعات را حفظ و از دریافت دوباره یک قطعه جلوگیری می‌کند. از دیگر وظایف آن می‌توان به کشف خطای انتقال، کنترل جریان و ارائه کیفیت خدمات QOS (Quality of Service) اشاره نمود.

۵- لایه جلسه (Session Layer) : قبل از ارسال اطلاعات دو ایستگاه فرستنده و گیرنده اقدام به تبادل اطلاعات کنترلی می‌کنند در این تبادلات اطلاعات هویت فرستنده و گیرنده مشخص و همزمان‌سازی بین دو ایستگاه برای ارسال داده انجام می‌شود. در حین ارسال نیز با دریافت هر بسته هویت فرستنده آن چک می‌شود. تمام عملیات توسط لایه جلسه صورت می‌گیرد. همچنین لایه جلسه با قراردادن نقاط وارسی می‌تواند در صورت قطع ناگهانی ارتباط، دوباره ارسال را از همان نقطه قطع ارتباط شروع کند.

۶- لایه ارائه (Presentation Layer) : برای جلوگیری از سوء استفاده از اطلاعات توسط کامپیوترهای دیگر و عوامل نفوذی باید در طرف فرستنده روی داده‌های ارسالی رمز گذاری و در طرف گیرنده داده‌ها را رمز گشایی کرد. روش رمزگذاری در ابتدای برقراری ارتباط و در هنگام ارسال اطلاعات کنترلی بین دو ایستگاه مشخص می‌شود. این عمل توسط لایه ارائه انجام می‌گیرد. وظیفه دیگر این لایه تبدیل کدهای مختلف داده‌های دریافتی است.

۷- لایه کاربردی (Application Layer) : پروتکل‌هایی در این لایه وجود دارند که توسط برنامه‌های کاربر به شکل مستقیم استفاده می‌شود، در واقع این لایه بالاترین و نزدیک‌ترین لایه به کاربر است و در کل، وظیفه تمام لایه‌های قبلی که توضیح داده شد برقراری ارتباط بین لایه کاربردی در ایستگاه گیرنده با لایه کاربردی در ایستگاه فرستنده است (برقراری ارتباط بین دو کاربر) برنامه‌های مرورگر وب، پست الکترونیکی ، انتقال فایل و غیره از پروتکل‌های این لایه مانند

khalilifar.ir

Http، Smtp، POP3 و FTP استفاده می‌کنند.

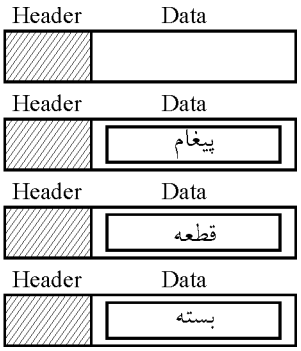
در مدل OSI هر لایه داده‌ها را از لایه بالاتر خود دریافت کرده و به آن سرفصل (Header) مورد نظر و در صورت لزوم دنباله (Trailer) اضافه می‌کند منظور از سرفصل و دنباله، اطلاعات کنترلی است که باید یک لایه به داده‌های دریافتی از لایه بالاتر اضافه کند تا برای لایه متناظر خود در ایستگاه دیگر قابل فهم شود.

هر لایه وظایف و عملیات لایه پایین‌تر خود را از لایه بالاتر مخفی می‌کند. در طرف فرستنده هر لایه پس از اضافه کردن سرفصل و دنباله به داده‌های دریافتی از لایه بالاتر آن را به لایه پایین خود تحویل می‌دهد. پس از عمل انتقال، در سمت گیرنده هر لایه با توجه به اطلاعات کنترلی موجود در سر فصل و دنباله داده دریافتی، سر فصل و دنباله را حذف و اطلاعات را برای قابل فهم شدن توسط لایه بالاتر آماده می‌کند و به لایه بالاتر تحویل می‌دهد.

در هنگام ارسال اطلاعات، هر لایه در ایستگاه فرستنده با لایه متناظر خود در ایستگاه گیرنده یک ارتباط نظیر به نظیر برقرار می‌کند، در واقع پروتکل‌های دو لایه متناظر با هم به تبادل داده می‌پردازند. به داده‌هایی که بین دو لایه متناظر مبادله می‌شود واحد داده‌ی پروتکل یا PDU (Protocol Data Unit) می‌گویند.

اضافه کردن سرفصل و دنباله در هر لایه باعث به وجود آمدن PDU مختص آن لایه می‌شود. PDU مختص لایه هفتم، ششم و پنجم را پیغام می‌نامند. لایه انتقال با اضافه کردن سرفصل مناسب به یک پیغام واحد داده‌ای مختص به خود را با نام قطعه (Segment) می‌سازد به همین شکل در لایه‌ی شبکه واحد داده‌ای به نام بسته (Packet) و در لایه پیوند داده واحد داده‌ای به نام قاب یا فریم (Frame) به وجود می‌آید و در نهایت در لایه فیزیکی اطلاعات به شکل صفر و یک منتقل می‌شود. توجه داشته باشید که ممکن است لایه‌ای با دریافت داده از لایه بالاتر، آن را به قطعات مختلف تقسیم و بعد به آن سرفصل و دنباله اضافه کند.

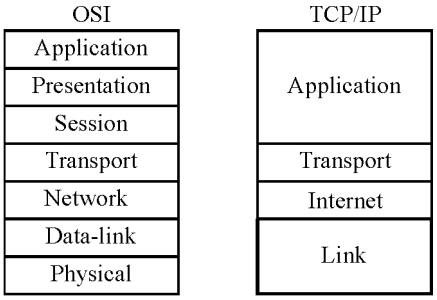
☜ ***نکته:*** باید توجه داشته باشید که مجموع سرفصل + داده + دنباله که PDU یک لایه را تشکیل می‌دهد برای لایه پایین‌تر به عنوان داده شناخته می‌شود. به شکل توجه کنید:



khalilifar.ir

مدل چهار لایه‌ای TCP/IP

مدل TCP/IP یک طراحی شبکه‌ای مانند OSI است که در دهه ۱۹۷۰ قبل از مدل OSI توسط وزارت دفاع آمریکا ارائه شده است. از عوامل مهم ایجاد این مدل وابسته نبودن آن به نرم‌افزار یا سخت‌افزار خاص است. در واقع پروتکل‌های این مدل به شکلی طراحی شده‌اند که توسط آن هر کامپیوتر در شبکه بتواند با کامپیوتر دیگر ارتباط برقرار کند. این مدل در لایه کاربرد دارای پروتکل‌های HTTP، FTP، DHCP، DNS و غیره، در لایه انتقال دارای دو پروتکل TCP و UDP، در لایه شبکه دارای پروتکل IP و در لایه پیوند داده دارای پروتکل‌های MAC و LLC است، مدل TCP/IP دارای چهار لایه است.



مقایسه OSI با TCP/IP

تفاوت‌های OSI و TCP/IP

۱- مدل TCP/IP لایه‌های جلسه و ارائه را در لایه کاربرد ارائه داده است.

۲- مدل TCP/IP لایه پیوند داده و لایه فیزیکی را در لایه پیوند (Link) قرار داده است.

۳- مدل OSI در لایه شبکه از هر دو نوع ارتباط اتصال گرا و بدون اتصال پشتیبانی می‌کند ولی مدل، TCP/IP در لایه شبکه فقط سرویس بدون اتصال دارد. ولی در لایه انتقال هر دو نوع ارتباط را پشتیبانی می‌کند.

توجه: به لایه Link در مدل TCP/IP ، Host to Network نیز می‌گویند.

نگاهی انتقادی به مدل OSI

۱- پیاده‌سازی نامناسب: پیچیدگی بیش از حد OSI باعث کُند عمل نمودن آن شد، در مقابل TCP/IP به دلیل پیچیدگی کمتر توانست حضور OSI را کمرنگ کند.

۲- تکنولوژی نادرست: تقسیم بندی وظایف و پروتکل‌ها در لایه‌های این مدل درست انجام نشده بود به طوری که بعضی لایه‌ها مثل ارائه و جلسه تقریباً خالی و لایه‌ای مثل شبکه بسیار شلوغ است.

۳- زمان‌بندی نادرست: این عامل مهمترین دلیل شکست OSI در مقابل TCP/IP بود. TCP/IP مدتها قبل از OSI طراحی شده بود و سرمایه‌گذاری‌های زیاد کاری و آموزشی بر اساس آن انجام

khalilifar.ir

شده بود و زمانی که OSI پا به عرضه گذاشت کسی به پشتیبانی آن برنخواست و مورد قبول قرار نگرفت.

۴- سیاست‌های نادرست: TCP/IP برای اولین بار با سیستم عامل UNIX ارائه شد که از محبوبیت خاصی برخوردار بود و از طرف دیگر به صورت رایگان ارائه شد ولی مدل OSI توسط IBM که خیلی قدرتمندانه بود ارائه شد و طراحان شبکه از بیم آنکه IBM به یک ابرقدرت تبدیل شود و دولتمردان نیز در آن سهیم شوند، تمایلی به استفاده از OSI نداشتند.

مثال: کدام گزینه نمی‌تواند تعداد کابل‌های مورد نیاز در یک شبکه با n گره و با توپولوژی گراف کامل باشد؟

۱) ۱۵ ۲) ۳۸ ۳) ۲۱ ۴) ۲۸

پاسخ: گزینه (۲) صحیح است.

چنانچه در فرمول $\frac{n(n-1)}{2}$ به جای n به ترتیب ۶، ۷ و ۸ قرار دهیم، تعداد کابل‌های ۱۵، ۲۱ و ۲۸ حاصل می‌شود. اما به ازای هیچ مقدار n ، به عدد ۳۸ نمی‌رسیم.

مثال: اصطلاح معماری شبکه با کدام گزینه مطابقت دارد؟

۱) لایه‌بندی شبکه ۲) پروتکل موجود در هر لایه

۳) سخت‌افزار شبکه ۴) مجموعه لایه‌ها و پروتکل‌های آن

پاسخ: گزینه (۴) صحیح است.

معماری شبکه، اصطلاحی است که به مجموعه لایه‌ها و پروتکل‌های موجود در هر لایه اطلاق می‌شود.

مثال: کدام گزینه لزوماً در مورد فناوری انتقال داده نقطه به نقطه درست است؟

۱) کلیه گره‌ها از کانال مشترکی استفاده می‌کنند.

۲) بین هر گره باید حداقل یک مسیر فیزیکی وجود داشته باشد.

۳) بین هر دو گره باید حداقل یک مسیر منطقی وجود داشته باشد.

۴) روش انتشاری بهبود یافته آن است.

پاسخ: گزینه (۳) صحیح است.

استفاده از کانال ارتباطی مشترک از جمله ویژگی‌های فناوری انتشاری به شمار می‌رود. در فناوری نقطه به نقطه بین هر گره نیازی به وجود مسیر فیزیکی نیست بلکه صرف وجود مسیر منطقی کفایت می‌کند.

مثال: کدام لایه است که هیچ سرآیندی به داده دریافتی خود اضافه نمی‌کند؟

۱) کاربرد ۲) فیزیکی ۳) انتقال ۴) پیوند داده

khalilifar.ir

پاسخ: گزینه (۲) صحیح است.
لایه فیزیکی که مستقیماً با سخت‌افزار در ارتباط است و در پایین خود لایه دیگری را نمی‌بیند. هیچ سرآیندی را به داده خود اضافه نمی‌کند.

مثال: فرض کنید شبکه‌ای با ۵ گره داریم که به شکل کامل (مش) طراحی شده است. حداکثر چند کابل می‌توانیم از این شبکه حذف کنیم تا امکان انتقال داده نقطه به نقطه در این شبکه همچنان برقرار باشد؟

۱) ۱۰ ۲) ۶ ۳) ۷ ۴) ۵

پاسخ : گزینه (۲) صحیح است.
برای ایجاد ارتباط نقطه به نقطه باید بین هر دو گروه دلخواه حداقل یک مسیر وجود داشته باشد. بنابراین نیاز به درخت داریم. درخت گرافی است که دور ندارد. تعداد یال‌های یک درخت با n رأس برابر n–۱ است. در حالت گراف کامل با داشتن ۵ رأس نیاز به $\frac{۵\times۴}{۲}$=۱۰ یال وجود دارد که بنابراین ۱۰ یال داریم که با حذف ۶ عدد از آن‌ها به ۴ یال (۴=۱–۵) می‌رسیم.

مثال: در کدام گزینه همگی موارد، فناوری انتقال انتشاری دارند؟

۱) مش، خطی، حلقه ۲) خطی، حلقه، بی‌سیم
۳) بی‌سیم، خطی، ستاره ۴) ستاره، بی‌سیم، حلقه

پاسخ: گزینه (۲) صحیح است.

مثال: کارایی و امنیت در فناوری انتقال داده انتشاری چگونه است؟

۱) پایین، بالا ۲) بالا، پایین ۳) پایین، پایین ۴) بالا، بالا

پاسخ: گزینه (۳) صحیح است.
به علت استفاده از یک کانال مشترک، هم کارایی و هم امنیت در چنین فناوری دچار مخاطره می‌شود. کارایی به این دلیل که کانال به اشتراک گذاشته شده مسلماً پهنای باند محدودی دارد و امنیت به این دلیل که در صورت شنود کابل مشترک، کلیه اطلاعات، در معرض شنود قرار خواهد گرفت.

مثال: از دید سخت‌افزاری کدام مورد فاقد اهمیت است؟

۱) فناوری انتقال داده ۲) پروتکل
۳) زیر شبکه ۴) گزینه ۲ و ۳

پاسخ: گزینه (۲) صحیح است.
مفاهیم فناوری انتقال داده و زیر شبکه، مفاهیمی هستند که با سخت‌افزار در ارتباط هستند. در حالی که مفهوم پروتکل از دید سخت‌افزاری فاقد اهمیت است.

khalilifar.ir

تست‌های فصل اول

۱- برای ایجاد ارتباط بین N کامپیوتر با توپولوژی نقطه به نقطه گراف ناقص (نامنظم) حداقل نیاز بـه چند Link است؟ (آزاد ۸۵)

۱) N-۲ ۲) N-۱ ۳) N ۴) $\frac{N(N-1)}{2}$

۲- کدام‌یک از عبارت‌های زیر در مورد مدل لایه‌ای شبکه‌های کامپیوتری صحیح است؟ (سراسری ۸۴)

۱) هر چه تعداد لایه‌ها بیشتر می‌شود پیچیدگی طراحی کاهش می‌یابد.
۲) هر چه تعداد لایه‌ها بیشتر می‌شود سربار سیستم کاهش می‌یابد.
۳) هر چه تعداد لایه‌ها بیشتر می‌شود اعمال تغییرات پیچیده‌تر می‌شود.
۴) هر چه تعداد لایه‌ها بیشتر می‌شود پیاده‌سازی پیچیده‌تر می‌شود.

۳- شبکه‌ای با توپولوژی Mesh دارای ۴ کامپیوتر است اگر قرار باشد بدون تغییر توپولوژی ۳ کامپیوتر دیگر به این شبکه اضافه شود نیاز به چند link دیگر است؟ (آزاد ۸۷)

۱) ۱۵ ۲) ۱۸ ۳) ۱۲ ۴) ۱۶

۴- دلیل (دلایل) استفاده از مدل لایه‌ای برای پیاده‌سازی شبکه‌های کامپیوتری کدام می‌باشد؟ (سراسری ۸۸)

۱) پیاده‌سازی ساده‌تر
۲) پیاده‌سازی ساده‌تر، نگهداری آسان‌تر
۳) پیاده‌سازی ساده‌تر، نگهداری آسان‌تر، اعمال تغییرات با هزینه کمتر
۴) پیاده‌سازی ساده‌تر، نگهداری آسان‌تر، اعمال تغییرات با هزینه کمتر، سربار کمتر

۵- تعریف زیر معادل کدام گزینه است؟ (آزاد ۸۸)

«مجموعه‌ای از کامپیوترهای مستقل متصل به یکدیگر که عمل انتقال داده بین آنها انجام می‌شود.»

۱) پروتکل ۲) توپولوژی ۳) زیرشبکه ۴) شبکه کامپیوتری

۶- کدام گزینه با تعریف زیر مطابقت دارد؟ (آزاد ۸۹ ـ گروه الف)

«شبکه‌ای از اجزاء بی‌سیم کامپیوتر، مانند موس و پرینتر و کی‌بورد که به کامپیوتر متصل شده‌اند.»

۱) GAN ۲) PAN ۳) MAN ۴) LAN

۷- در کدام گزینه، وظیفه لایه مدل OSI به درستی ذکر نشده است؟ (آزاد ۸۹ ـ فناوری اطلاعات)

۱) کنترل جریان: لایه پیوند داده
۲) کنترل خطا: لایه کاربردی
۳) کنترل جریان: لایه انتقال
۴) کنترل رسانه انتقال: لایه پیوند داده

۸- واحد داده در لایه انتقال مدل OSI چه نامیده می‌شود؟ (آزاد ۹۰ ـ فناوری اطلاعات)

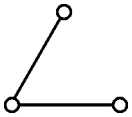
۱) داده گرام ۲) قطعه ۳) پیغام ۴) فریم

khalilifar.ir

پاسخ تست‌های فصل اول

۱- گزینه (۲) صحیح است.

برای مثال در گراف روبرو حداقل نیاز به ۲ پیوند داریم تا ارتباط ایستگاه‌ها برقرار شود بـه عبـارت دیگر نیاز به N–۱ (N تعداد ایستگاه‌ها) پیوند داریم.



برای ایجاد ارتباط نقطه به نقطه باید بین هر دو گره دلخواه حداقل یک مسیر وجـود داشـته باشـد. بنابراین نیاز به درخت داریم. درخت گرافی است که دور ندارد. تعداد یال‌هـای یـک درخـت بـا n رأس برابر n–۱ است.

۲- گزینه (۱) صحیح است.

هرچه تعداد لایه‌ها بیشتر باشد وظایف بین لایه‌ها تقسیم می‌شوند و پیچیدگی هر لایه کمتر می‌شود. در واقع یکی از مهم‌ترین اهداف لایه‌بندی کاهش پیچیدگی‌های طراحی می‌باشد به طوری که با افزایش تعداد لایه‌ها، اعمال تغییرات ساده‌تر و پیاده‌سازی ساده‌تر می‌شود. این در حالی است که هر چه تعداد لایه‌ها بیشتر شود سربار کل سیستم افزایش می‌یابد زیرا هر لایه به نوبه خود به تولید سرآیند می‌پردازد.

۳- گزینه (۱) صحیح است.

تعداد Link در توپولوژی Mesh از فرمول $\frac{n(n-۱)}{۲}$ محاسبه می‌شود. در حالتی که ۴ کامپیوتر داریم تعداد لینک‌ها برابر $\frac{۴\times۳}{۲}=۶$ است و زمانی که ۳ کامپیوتر دیگر اضافه می‌کنیم تعداد لینک‌ها برابر $\frac{۷\times۶}{۲}=۲۱$ می‌شود بنابراین $(۱۵=۶-۲۱)$ ۱۵ لینک باید اضافه شود.

۴- گزینه (۳) صحیح است.

استفاده از مدل لایه‌ای به دلیل پخش وظایف بین لایه‌ها، پیاده‌سازی و نگه‌داری را ساده‌تر و اعمـال تغییرات را با هزینه کم امکان‌پذیر می‌کند، ولی به دلایل افزودن سرفصل و دنباله در هر لایه سـربار بیشتر می‌شود.

۵- گزینه (۴) صحیح است.

از اتصال یک مجموعه کامپیوتر مستقل یک شبکه کامپیوتری به وجود می‌آید.

---

khalilifar.ir

۶- گزینه (۲) صحیح است.

شبکه‌ای از اتصال بی‌سیم اجزاء یک کامپیوتر (مانند موس، کی بورد، پرینتر و غیره) بـه کـامپیوتر را PAN می‌نامند. شبکه شخصی گستردگی در حد چندین متر دارد.

۷- گزینه (۲) صحیح است.

لایه پیوند داده: وظیفه این لایه آدرس‌دهی (قرار دادن آدرس MAC)، تعیین نحوه دسترسی به رسانه انتقال و مدیریت کانال است. در واقع این لایه کنترل‌کننده لایه فیزیکی است و برای لایه فیزیکی مشخص می‌کند که چه کاری را باید انجام دهد، زیرا لایه فیزیکی فقط وظیفه مبادله داده صرف‌نظر از محتوای داده را بر عهده دارد. تحویل مرتب بسته‌های داده، کنترل خطا و خطایابی داده‌های منتقل شده و کنترل جریان داده بین فرستنده و گیرنده نیز از وظایف این لایه است.

لایه انتقال: ارائه سرویس برای تحویل داده به صورت مطمئن همراه با کشف خطای انتقال، کنترل جریان داده (همانند لایه پیوند داده)، ایجاد، نگهداری و حذف مدار مجازی برای انتقال داده، شکستن و قطعه قطعه کردن اطلاعات و شماره‌گذاری آن‌ها برای این که قطعه‌ای گم نشود یا دوباره دریافت نشود و ارائه کیفیت خدمات (Quality of service) از وظایف این لایه است.

۸- گزینه (۲) صحیح است.

واحد داده در لایه انتقال از مدل OSI قطعه (segment) می‌باشد. داده گرام یا بسته، واحد داده لایـه شبکه، فریم، واحد داده لایه پیونـد داده و پیغـام، واحـد داده لایـه هـای کـاربردی، ارائـه و جلسـه می‌باشد.

---

khalilifar.ir

تست‌های تألیفی فصل اول

۱- از مزایای شبکه‌های کامپیوتری می‌توان به کدام مورد اشاره کرد؟

۱) سرعت در انتقال داده
۲) هزینه‌های زیاد
۳) ارتباط بین کاربران مختلف
۴) گزینه‌های (۱) و (۳)

۲- کدام گزینه می‌تواند مثالی برای ارتباط B2B در تجارت الکترونیک باشد؟

۱) خرید و فروش سهام
۲) واردات مواد اولیه
۳) پرداخت قبوض
۴) کتابخانه اینترنتی

۳- وسیع‌ترین و کوچکترین شبکه‌ها به ترتیب کدامند؟

۱) MAN ،PAN
۲) MAN ،LAN
۳) PAN ،WAN
۴) LAN ،WAN

۴- منظور از نرم‌افزار شبکه چیست؟

۱) نوع سیستم عامل در شبکه
۲) پروتکل‌های شبکه
۳) توپولوژی شبکه
۴) گزینه‌های (۱) و (۲)

۵- زیر شبکه چیست؟

۱) مجموع کانال و واسط میانی
۲) مجموع شبکه‌های مختلف
۳) مجموع واسط میانی و Host
۴) گزینه‌های (۱) و (۳)

۶- در کدام روش کامپیوترها برای ارسال پیام، آنرا روی خطوط شبکه پخش می‌کنند؟

۱) نظیر به نظیر
۲) Client/Server
۳) broadcast network
۴) LAN

۷- چگونه می‌توان در نوع انتقال پخشی، یک پیام را به کامپیوتر خاص ارسال کرد؟

۱) با استفاده از Link
۲) با تغییر در فیلد آدرس
۳) استفاده از مدل نظیر به نظیر
۴) هیچکدام

۸- در تکنولوژی انتقال Point to Point الزاماً :

۱) بین هر دو کامپیوتر یک مسیر فیزیکی وجود دارد.
۲) بین هر دو کامپیوتر یک مسیر ارتباطی وجود دارد.
۳) تمامی کامپیوترها یک پیام ارسال شده را دریافت می‌کنند.
۴) تشخیص انتخاب مسیر مناسب به عهده پیام است.

khalilifar.ir

۹- کدام توپولوژی از تکنولوژی انتقال نقطه به نقطه پیروی نمی‌کند؟

۱) Star ۲) Mesh ۳) Bus ۴) Tree

۱۰- مزیت اصل توپولوژی‌هایی که از واسط‌های میانی مانند HUB استفاده می‌کنند چیست؟

۱) هزینه کمتر ۲) امنیت بالا

۳) تحمل خطای بالا ۴) هیچکدام

۱۱- از پورت uplink در HUB چه استفاده‌ای می‌شود؟

۱) اتصال خطوط تلفن ۲) متصل کردن دو HUB به یکدیگر

۳) ارتباط بی‌سیم ۴) اتصال MAU به HUB

۱۲- در توپولوژی حلقه‌ای :

۱) کامپیوترها با HUB مخصوصی به هم متصلند.

۲) پیام ارسال شده مستقیماً به گیرنده می‌رسد.

۳) هر کامپیوتر به کامپیوتر مجاورش متصل است.

۴) گزینه‌های (۱) و (۳)

۱۳- در توپولوژی mesh تعداد کانال‌های ارتباطی با m کامپیوتر چگونه محاسبه می‌شود؟

۱) $(m-1)$ ۲) $(m-1)(m+1)$ ۳) $\frac{m(m-1)}{2}$ ۴) $\frac{m}{2}$

۱۴- در کدام توپولوژی تحمل خطا نسبت به سایر توپولوژی‌ها بالاتر است؟

۱) Bus ۲) Ring ۳) Mesh ۴) گزینه‌های (۱) و (۳)

۱۵- پروتکل یک .....

۱) توپولوژی است. ۲) نرم‌افزار است.

۳) مدل شبکه است. ۴) یک لایه خاص شبکه است.

۱۶- کدام یک از وظایف Service است؟

۱) مشخص کردن وظیفه هر لایه مدل OSI ۲) انتقال اطلاعات

۳) ایجاد ارتباط بین کامپیوترهای شبکه ۴) هیچکدام

۱۷- مسیریابی بسته‌های ارسالی از سمت فرستنده به گیرنده به عهده کدام لایه است؟

۱) انتقال ۲) جلسه ۳) شبکه ۴) گزینه‌های (۲) و (۳)

---

khalilifar.ir

۱۸- منظور از معماری شبکه چیست؟

۱) لایه‌های مدل OSI ۲) سخت‌افزار شبکه

۳) مجموع سخت‌افزار و پروتکل‌ها ۴) مجموع لایه‌ها و پروتکل‌ها

۱۹- پروتکل IP در کدام لایه قرار دارد؟

۱) لایه شبکه ۲) لایه انتقال ۳) لایه کاربرد ۴) لایه جلسه

۲۰- کدام لایه مکمل سرویس‌های لایه شبکه است؟

۱) لایه پیوند داده ۲) لایه فیزیکی ۳) لایه انتقال ۴) گزینه‌های (۲) و (۴)

۲۱- لایه ..... به اطلاعات، هیچ‌گونه header و یا footer اضافه نمی‌کند.

۱) شبکه ۲) فیزیکی ۳) انتقال ۴) پیوند داده

۲۲- ایجاد و قطع ارتباط به عهده کدام لایه است؟

۱) لایه جلسه ۲) لایه فیزیکی ۳) لایه انتقال ۴) گزینه‌های (۱) و (۲)

۲۳- کدگذاری و فشرده‌سازی، توسط پروتکل‌های کدام لایه انجام می‌پذیرد؟

۱) لایه ارائه ۲) لایه پیوند داده ۳) لایه فیزیکی ۴) لایه جلسه

۲۴- اصطلاح فریم مربوط به کدام لایه است؟

۱) لایه پیوند داده ۲) لایه شبکه ۳) لایه انتقال ۴) لایه ارائه

۲۵- کدامیک، از دلایل منزوی شدن مدل OSI نیست؟

۱) سیاست‌های نادرست ۲) پیاده سازی نامناسب

۳) شلوغ بودن لایه‌های ارائه و جلسه ۴) زمان‌بندی نادرست

۲۶- کنترل محاوره و تفکیک محاوره از وظایف لایه ..... است.

۱) ارائه ۲) شبکه ۳) انتقال ۴) جلسه

۲۷- مزیت کانال نقطه به نقطه نسبت به کانال پخش همگانی چیست؟

۱) امنیت بالا، عدم برخورد ۲) امنیت بالا، قابلیت اطمینان بالا

۳) پیچیدگی کمتر، امنیت بالاتر ۴) گزینه‌های (۲) و (۳)

۲۸- پروتکل نوعی ..... است.

۱) سرویس ۲) نرم‌افزار ۳) لایه کاربردی ۴) مدل شبکه‌ای

khalilifar.ir

۲۹- در کدام لایه، واحد داده‌ها Segment است؟

۱) لایه فیزیکی ۲) لایه جلسه ۳) لایه کاربرد ۴) لایه انتقال

۳۰- کدام توپولوژی، ترکیبی از توپولوژی‌هاست؟

۱) Hybrid ۲) Mesh ۳) Tree ۴) Star

۳۱- منظور از Client و Server در شبکه‌ها چیست؟

۱) کامپیوتری که سرویس می‌دهد، کامپیوتری که سرویس می‌گیرد.
۲) کامپیوتری که سرویس می‌گیرد، کامپیوتری که هم سرویس می‌دهد و هم سرویس می‌گیرد.
۳) کامپیوتری که سرویس می‌گیرد، کامپیوتری که سرویس های شبکه را مشخص می‌کند ولی سرویس نمی‌دهد.
۴) کامپیوتری که سرویس می‌گیرد، کامپیوتری که سرویس می‌دهد.

۳۲- کدامیک از سیستم عامل‌های زیر را نمی‌توان به عنوان یک Server معرفی کرد؟

۱) windows XP ۲) windows Server 2003
۳) Linux ۴) window Server 2000

۳۳- جهت بالا بردن سرعت پردازش داده‌ها در شبکه‌های کامپیوتری کدام راه‌کار مفید است؟

۱) از سرورهای قدرتمند چه از نظر سخت‌افزاری و چه از نظر نرم‌افزاری استفاده کرد.
۲) تعداد کامپیوترهای شبکه را محدود کرد.
۳) کاربران را محدود کرد.
۴) از شبکه‌های WAN استفاده کرد.

۳۴- کدام شبکه مثالی از شبکه‌های Internetwork است؟

۱) LAN ۲) Wireless ۳) Internet ۴) هیچکدام

۳۵- ارتباط بین یک صفحه کلید بی‌سیم با کامپیوتر از نوع شبکه ..... است.

۱) PAN ۲) LAN ۳) Wireless ۴) GAN

۳۶- استفاده از کدام توپولوژی عملاً منسوخ شده است؟

۱) Mesh ۲) Star ۳) Bus ۴) Hybrid

۳۷- یک گیگابایت معادل چند مگابایت است؟

۱) ۱۰۰۰ مگابایت ۲) ۱۰۲۴ مگابایت ۳) ۱۰۰ مگابایت ۴) ۱۲۴ مگابایت

---

khalilifar.ir

۳۸- پروتکل‌های FTP و HTTP در کدام لایه کار می‌کنند؟

۱) شبکه ۲) کاربرد ۳) ارائه ۴) انتقال

۳۹- نرخ ارسال اطلاعات در کدام نوع ارتباط سریع‌تر است؟

۱) ارتباط اتصال‌گرا
۲) ارتباط بدون اتصال و بدون دریافت پیغام تأیید
۳) ارتباط بدون اتصال همراه با دریافت پیغام تأیید
۴) ارتباط اتصال‌گرا بدون دریافت پیغام تأیید

۴۰- TCP از پروتکل‌های کدام لایه است؟

۱) شبکه ۲) کاربرد ۳) انتقال ۴) شبکه و انتقال

۴۱- مدل TCP/IP برای اولین بار توسط کدام سیستم عامل ارائه شد؟

۱) Linux ۲) Unix ۳) Windows ۴) Dos

۴۲- مدل OSI توسط کدام شرکت ارائه شد؟

۱) Microsoft ۲) Apple ۳) IBM ۴) Intel

۴۳- در توپولوژی Star، هاب به عنوان یک ..... استفاده می‌شود.

۱) مبدل ۲) واسط میانی ۳) رسانه انتقال ۴) سرویس

۴۴- اصطلاح Packet در کدام لایه کاربرد دارد؟

۱) لایه فیزیکی ۲) لایه انتقال ۳) لایه شبکه ۴) لایه کاربرد

۴۵- پرهزینه‌ترین توپولوژی کدام توپولوژی است؟

۱) Bus ۲) Mesh ۳) Star ۴) Ring

۴۶- شبکه تلویزیون کابلی مثالی از چه نوع شبکه‌ای است؟

۱) WAN ۲) Wireless ۳) MAN ۴) PAN

۴۷- کامپیوترهای قابل حمل از چه نوع شبکه‌ای استفاده می‌کنند؟

۱) WAN ۲) Wireless ۳) PAN ۴) MAN

۴۸- در کدام مدل زیر امنیت اطلاعات بیشتری وجود دارد؟

۱) مدل نظیر به نظیر ۲) مدل Client/Server
۳) مدل پخش همگانی ۴) هیچکدام

khalilifar.ir

پاسخ تست‌های تألیفی فصل اول

۱- گزینه (۴) صحیح است.

۲- گزینه (۲) صحیح است.

واردات مواد اولیه خرید و فروش بین دو شرکت است که می‌تواند از طریق اینترنت صورت گیرد.

۳- گزینه (۳) صحیح است.

۴- گزینه (۴) صحیح است.

منظور از نرم‌افزار شبکه، سرویس‌دهی دو شبکه است که توسط سیستم عامل، پروتکل‌ها و یا نرم‌افزارهای تحت شبکه انجام می‌شود.

۵- گزینه (۱) صحیح است.

۶- گزینه (۳) صحیح است.

۷- گزینه (۲) صحیح است.

۸- گزینه (۲) صحیح است.

۹- گزینه (۳) صحیح است.

توپولوژی Bus از تکنولوژی پخشی استفاده می‌کند.

۱۰- گزینه (۳) صحیح است.

۱۱- گزینه (۲) صحیح است.

۱۲- گزینه (۴) صحیح است.

توپولوژی Ring را می‌توان به دو صورت ۱- استفاده از HUB مخصوص (MAU) ۲- بدون استفاده از MAU و با اتصال هر کامپیوتر به دو کامپیوتر مجاورش، راه‌اندازی کرد.

۱۳- گزینه (۳) صحیح است.

۱۴- گزینه (۳) صحیح است.

۱۵- گزینه (۲) صحیح است.

khalilifar.ir

۱۶- گزینه (۱) صحیح است.

۱۷- گزینه (۳) صحیح است.

۱۸- گزینه (۴) صحیح است.

۱۹- گزینه (۱) صحیح است.

۲۰- گزینه (۳) صحیح است.

۲۱- گزینه (۲) صحیح است.

۲۲- گزینه (۱) صحیح است.

۲۳- گزینه (۱) صحیح است.

۲۴- گزینه (۱) صحیح است.

۲۵- گزینه (۳) صحیح است.

۲۶- گزینه (۴) صحیح است.

۲۷- گزینه (۴) صحیح است.

۲۸- گزینه (۲) صحیح است.

۲۹- گزینه (۴) صحیح است.

۳۰- گزینه (۱) صحیح است.

۳۱- گزینه (۴) صحیح است.

۳۲- گزینه (۱) صحیح است.

۳۳- گزینه (۱) صحیح است.

۳۴- گزینه (۳) صحیح است.

khalilifar.ir

۳۵- گزینه (۱) صحیح است.

۳۶- گزینه (۳) صحیح است.

۳۷- گزینه (۲) صحیح است.

۳۸- گزینه (۲) صحیح است.

۳۹- گزینه (۲) صحیح است.

۴۰- گزینه (۳) صحیح است.

۴۱- گزینه (۲) صحیح است.

۴۲- گزینه (۳) صحیح است.

۴۳- گزینه (۲) صحیح است.

۴۴- گزینه (۳) صحیح است.

۴۵- گزینه (۲) صحیح است.

۴۶- گزینه (۳) صحیح است.

۴۷- گزینه (۲) صحیح است.

۴۸- گزینه (۲) صحیح است.

---

khalilifar.ir

۲ لایه فیزیکی

همانطور که در فصل قبل مطرح شد، پایین‌ترین لایه از لایه‌های شبکه لایه فیزیکی نام دارد. لایه فیزیکی فرستنده و گیرنده تنها لایه‌هایی هستند که به شکل مستقیم با لایه متناظر خود ارتباط دارد. این لایه صرف نظر از محتوای اطلاعات و بدون تغییر در داده‌ها، آن‌ها را به شکل بیت‌های صفر و یک انتقال می‌دهد. ذکر این نکته لازم است که بیت‌های صفر و یک در لایه فیزیکی، با توجه به رسانه انتقال، شکل‌های مختلفی دارند که در ادامه فصل توضیح داده می‌شود.
قبل از بررسی خصوصیات لایه فیزیکی لازم است با مفاهیم زیر آشنا شوید:

۱- پهنای باند[1]

پهنای باند معیاری برای سنجش نرخ انتقال داده در شبکه و یکی از اصلی‌ترین مشخصه‌ها در تعریف یک شبکه می‌باشد. همان‌طور که می‌دانید واحد اطلاعاتی که در لایه فیزیکی قصد ارسال آن را داریم. بیت است یعنی اطلاعات بیت به بیت منتقل می‌شوند. اگر واحد زمان را ثانیه در نظر بگیریم، برای سنجش نرخ انتقال اطلاعات در یک شبکه باید بررسی کرد که در این شبکه توسط رسانه انتقال در هر ثانیه چند بیت منتقل خواهد شد.
در شبکه‌های کامپیوتری به حداکثر مقدار اطلاعاتی که در واحد زمان از نقطه‌ای به نقطه دیگرمنتقل می‌شوند (از رسانه انتقال عبور می‌کنند) پهنای باند می‌گویند.
در واقع به تعداد بیتی که در هر ثانیه از کانال عبور می‌کند، پهنای باند می‌گویند. با توجه به این مطلب، واحد جدیدی به نام بیت بر ثانیه (bps) برای بیان پهنای باند معرفی می‌کنیم.
پهنای باند در شبکه‌های کامپیوتری به رسانه انتقال بستگی دارد.

[1] Band width

khalilifar.ir

۲- توان عملیاتی یا گذردهی[1]

یک بزرگراه را در نظر بگیرد. با توجه به تعداد خطوط حرکت در این بزرگراه، انتظار می‌رود در شرایط ایده‌ال تعداد مشخصی اتومبیل در واحد زمان از این بزرگراه عبور کنند. اما واقعیت این است که تعداد اتومبیلی که از این بزرگراه در واحد زمان عبور می‌کنند به شرایط متعددی بستگی دارد. مثلاً اینکه آب و هوا چگونه است؟ و یا در ساعات اوج ترافیک هستیم یا نه؟

در شبکه‌های کامپیوتری، پهنای باند، شرایط ایده‌ال، یعنی حداکثر نرخ انتقال داده را نشان می‌دهد ولی با توجه به شرایطی مثل تعداد کاربران حاضر در شبکه، نوع توپولوژی و پهنای باند واقعی که در اختیار کاربر قرار می‌گیرد می‌تواند کمتر از پهنای باند اسمی آن شبکه باشد.

پهنای باند واقعی و اندازه‌گیری شده در هنگام انتقال اطلاعات را می‌توان عملیاتی یا گذردهی می‌گویند. گذردهی بر اساس رابطه‌ی زیر بدست می‌آید:

$$\text{Throughput} = R \times U$$

R : نرخ انتقال اسمی، U : بهره‌وری کانال

۳- تأخیر انتشار[2]

زمانی که ایستگاه فرستنده یک بیت اطلاعات را به سمت گیرنده می‌فرستد، این بیت در همان لحظه به دست گیرنده نمی‌رسد. در واقع این بیت باید مسیر رسانه انتقال را از فرستنده تا گیرنده طی کند. به مدت زمانی که یک بیت فاصله بین فرستنده و گیرنده را طی می‌کند، تأخیر انتشار می‌گویند.

تأخیر انتشار در یک رسانه انتقال به وسیله فرمول $T_P = \frac{D}{V}$ بدست می‌آید. در این فرمول D فاصله بین فرستنده و گیرنده بر حسب متر (m) و V سرعت انتشار اطلاعات بر حسب متر بر ثانیه (mps) است.

مثال: اگر در شبکه‌ای فاصله بین ایستگاه فرستنده و گیرنده، ۱۵۰۰ متر و سرعت انتشار اطلاعات توسط رسانه انتقال این شبکه، ۲۰۰۰ متر بر ثانیه باشد، اطلاعات در چه زمانی انتشار می‌یابند؟

$$T_P = \frac{D}{V} \Rightarrow \frac{۱/۵\times۱۰^{۳}}{۲\times۱۰^{۳}} = \frac{۳}{۴} = ۰/۷۵ \text{ ثانیه}$$

باید خاطر نشان کرد که تمام رسانه‌های انتقال دارای تأخیر انتشار هستند و نمی‌توان تأخیر انتشار را از بین برد ولی می‌توان برای کمتر شدن اثر آن از رسانه‌ای با تأخیر انتشار کمتر استفاده کرد.

---

[1] Throughput
[2] Propagation delay

khalilifar.ir

عوامل ایجاد خطا در عمل انتقال

در هنگام ارسال اطلاعات توسط رسانه انتقال به علت وجود بعضی خواص فیزیکی و همچنین مشکلات سخت‌افزاری و نرم‌افزاری، احتمال می‌رود اطلاعات دریافتی در سمت گیرنده با اطلاعات فرستاده شده توسط فرستنده تناقض داشته باشند یعنی بعضی عوامل باعث بروز خطا در عمل انتقال می‌شوند. در ادامه این عوامل و طریقه برخورد با آنها شرح داده می‌شود:

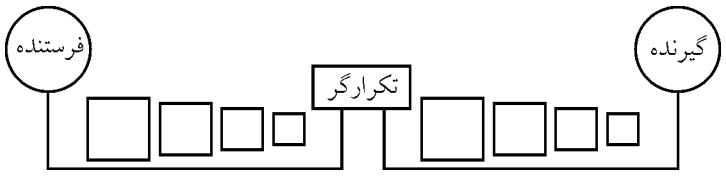
تضعیف

تضعیف به معنی از دست رفتن توان و قدرت سیگنال است. همانطور که قبلاً مطرح شد، اطلاعات توسط رسانه انتقال به صورت بیت‌های صفر و یک (باینری) انتقال می‌یابند. با توجه به نوع رسانه انتقال این بیت‌های صفر و یک به شکل‌های مختلفی منتقل می‌شوند، به عنوان مثال در رسانه‌الکتریکی مقدار باینری یک با ولتاژ پنج و مقدار باینری صفر با ولتاژ صفر و یا در رسانه نوری وجود نور مقدار یک و عدم وجود نور مقدار صفر و در رسانه بی‌سیم دو شکل موج مختلف مقدار صفر و یا یک را نشان می‌دهد. تضعیف به معنی کاهش تدریجی سطح سیگنال در طی حرکت در کانال است. در واقع سیگنال زمانی که در حال طی کردن فاصله‌ی بین فرستنده و گیرنده است، کم کم ضعیف شده و توان خود را از دست می‌دهد.

به عنوان مثال در رسانه‌ی الکتریکی با ارسال مقدار یک باینری (ولتاژ پنج) در طول مسیر در اثر پدیده تضعیف سطح ولتاژ پایین می‌آید و ممکن است که گیرنده مقدار صفر باینری (ولتاژ صفر) دریافت کند. در رسانه‌های نوری با ضعیف شدن انرژی نوری و در رسانه‌های بی‌سیم بر اثر پراکنده شدن امواج و جذب آن به وسیله ذرات جو کره زمین، پدیده تضعیف رخ می‌دهد.

برای مقابله با پدیده تضعیف بهتر است از رسانه‌هایی که تضعیف کمتری دارند استفاده کنیم. همچنین استفاده از تکرارگر در فواصل معین از رسانه انتقال می‌تواند پدیده تضعیف را منتفی کند.

تکرارگر دستگاهی است که با توجه به نوع رسانه انتقال در فواصل مشخص بین فرستنده و گیرنده قرار می‌گیرد و سیگنال‌های ضعیف شده‌ای که از سمت فرستنده دریافت می‌کند بدون تغییر و با توان تولید اولیه و به سمت گیرنده ارسال می‌نماید. به شکل زیر توجه کنید:



اندازه مربع‌ها نشان دهنده توان سیگنال در طی مسیر می‌باشد.

توجه: درباره‌ی تکرارگر در فصل پنجم بیشتر صحبت خواهیم کرد.

khalilifar.ir

نویز

هر عاملی که روی سیگنال‌های ارسالی اثر نامطلوب بگذارد، نویز می‌نامند. نویز باعث تغییر بیت صفر به یک و یا برعکس می‌شود. عوامل زیادی می‌توانند باعث به وجود آمدن نویز بر روی سیگنال‌های ارسالی شوند، این عوامل عبارتند از: دستگاه‌های جانبی فرسوده، تداخل سیگنال‌های چند رسانه‌ی متفاوت حاوی اطلاعات، نوسانات منبع تغذیه، تداخل امواج رادیویی، رعد و برق، اشعه کیهانی و ...

برای بدست آوردن نسبت سیگنال به نویز از رابطه زیر استفاده می‌شود:

$$SNR = ۱۰\log_{۱۰}(\frac{S}{N})$$

در رابطه بالا SNR نسبت سیگنال به نویز در واحد dB (دسی‌بل) و S و N به ترتیب توان سیگنال و توان نویز در واحد وات می‌باشد.

مثال: اگر توان سیگنال ارسالی برابر با ۱۰۰ وات و توان نویز برابر با ۱۰ وات باشد، SNR را بدست آورید.

$$SNR = ۱۰\log_{۱۰}^{(\frac{۱۰۰}{۱۰})} = ۱۰\ dB$$

برخورد[1]: اگر در یک شبکه کامپیوتری که از رسانه انتقال مشترک برای چند کامپیوتر استفاده می‌کند. در یک زمان دو سیگنال که توسط دو فرستنده متفاوت تولید شده در حال عبور از رسانه انتقال مشترک باشند، این دو سیگنال با هم برخورد می‌کنند و باعث به وجود آمدن سیگنال غیر مجاز و یا تغییر سیگنال و ایجاد خطا در داده‌ی دریافتی می‌شوند.

به عنوان مثال اگر دو ایستگاه با هم بخواهند بر روی رسانه الکتریکی بیت یک را که با ولتاژ پنج نشان داده می‌شود. ارسال کنند با برخورد این دو بیت سیگنالی با ولتاژ ده به وجود می‌آید که یک ولتاژ غیر مجاز است.

برای مرتفع ساختن اثر نامطلوب پدیده‌ی برخورد دو راه حل وجود دارد:

۱- اجازه دهیم که برخورد رخ دهد و بعد با سیستم‌های کشف برخورد مشکل را حل کنیم.

۲- با وضع قوانینی از ارسال همزمان دو ایستگاه و به تبعیت آن از برخورد، جلوگیری کنیم.

توجه: درباره‌ی موارد فوق در فصل چهارم به طور مفصل صحبت خواهیم کرد.

رسانه‌های انتقال

اطلاعات در شبکه توسط رسانه‌های انتقال از یک نقطه به نقطه دیگر منتقل می‌شوند.

[1] Collision

khalilifar.ir

به طور کلی رسانه‌های انتقال به دو دسته تقسیم می‌شوند:
۱- رسانه‌های هدایت شونده مانند زوج سیم به هم تابیده، کابل هم محور و فیبر نوری.
۲- رسانه‌های غیر هدایت شونده مانند هوا با تکنیک‌های بی‌سیم.

رسانه‌های کابلی (سیمی)

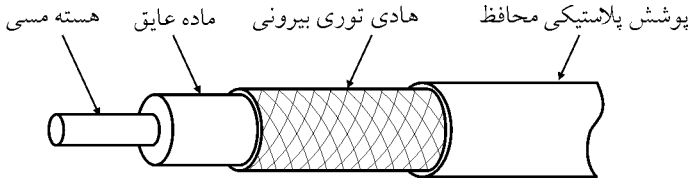
رسانه‌های کابلی انواع مختلفی دارند که از سیم‌های مسی ساده، زوج سیم به هم تابیده، کابل هم محور گرفته تا فیبرهای نوری را در برمی‌گیرند. این رسانه‌ها را در ادامه مورد بررسی قرار می‌دهیم.

۱- کابل کوآکسیال

کابل کواکسیال یا همان کابل هم محور شامل یک سیم مسی به نام مغزی و یک هادی بیرونی هم محور با مغزی می‌باشد، این هادی بیرونی در اکثر مواقع به شکل توری است و به وسیله یک لایه محافظ پلاستیکی از مغزی جدا شده است. این ساختار باعث کاهش اثرات مخرب تضعیف و نویز و همشنوایی می‌شود. کابل‌های کواکسیال در نوع نازک ۵۰ اهمی و ضخیم ۷۵ اهمی استفاده می‌شود. اصولاً از کابل ۵۰ اهمی که آن را کابل هم محور باند پایه می‌نامند برای انتقال اطلاعات دیجیتال و از نوع ۷۵ اهمی که آن را باند پهن می‌نامند برای انتقال داده‌های آنالوگ مانند سیگنال تلویزیونی استفاده می‌شود.

ویژگی‌های کابل هم محور

۱- نرخ انتقال داده (کابل ۵۰ اهمی) حدود ۱۰ Mbps تا ۱۰۰ Mbps می‌باشد.
۲- پهنای باند فرکانسی (کابل ۷۵ اهمی) در محدوده ۰ تا ۵۰۰MHz می‌باشد.
۳ - نوع سیگنال آن آنالوگ و دیجیتال می‌باشد.
۴- مقاومت بهتر در مقابل نویز در فواصل طولانی (نسبت به زوج سیم به هم تابیده)
۵- قیمت بالاتر و نصب مشکل‌تر نسبت به زوج سیم به هم تابیده



ساختمان کابل کواکسیال

۲- زوج سیم بهم تابیده [1]

این رسانه انتقال از دو رشته سیم رسانا (معمولاً مسی) تشکیل شده است که دور هر سیم توسط

[1] Twisted Pair

khalilifar.ir

یک روکش پلاستیکی عایق شده است. یک سیم برای انتقال سیگنال الکتریکی و سیم دیگر به عنوان مرجع با زمین است. به طوری که اختلاف پتانسیل بین دو سیم منتقل می‌شود. یک زوج سیم مسی را به صورت منظم مارپیچی با الگوهای خاص محاسبه شده به هم می‌تابند تا اثر نویز و هم شنوایی بر روی هر دو یکسان باشد و اختلاف پتانسیل اثر نویز بر روی آن‌ها صفر باشد. تعدادی زوج سیم به هم تابیده را داخل یک کابل روکش‌دار قرار می‌دهند، زوج سیم در دو نوع STP [1] و UTP [2] وجود دارد که در نوع STP آن یک لایه ضخیم آلومینیومی سیم‌ها را احاطه کرده و برای کم کردن اثر نویز استفاده می‌شود که البته در مقابل باعث بالا رفتن هزینه نیز می‌شود. UPT نوع دیگری از این رسانه انتقال است که فاقد لایه محافظ آلومینیومی است و در مقابل کم حجم‌تر، کم هزینه‌تر و نویزپذیرتر است. UTP دارای گونه‌ها و رده‌های مختلفی از رده یک (Cat1) تا رده هفت (Cat7) می‌باشد. برای مثال Cat3، Cat5، Cat6 برای شبکه‌های Fast Ethemet با سرعت ۱۰۰ Mbps و Gigabit Ethemet با سرعت 1Gbps مورد استفاده قرار می‌گیرد.

(الف)کابل STP (ب)کابل UTP

ویژگی‌های زوج سیم به هم تابیده:

۱- تضعیف زیاد

۲- تأثیر زیاد نویز به ویژه در UTP

۳- نرخ انتقال داده (دیجیتال) حدود ۱۰ Mbps تا ۱ Gbps

۴- پهنای باند فرکانسی (آنالوگ) در محدوده ۰ تا ۱ MHZ

۵- قیمت پایین‌تر و نصب آسان‌تر و نصب آسان‌تر (نسبت به کواکسیال)

۶- فاصله کم به علت پدیده تضعیف برای مثال در Fast Ethernet حداکثر طول خط ۱۰۰ متر است. برای فواصل بیشتر باید از تکرارگر استفاده کرد.

۳- فیبر نوری

گسترش کاربرد چند رسانه‌ای و نیاز به نرخ انتقال داده بسیار بالا، از یک طرف و رشد سریع فناوری اپتیک از طرف دیگر باعث پیدایش فیبر نوری و متداول شدن آن در سیستم‌های انتقال داده شد. در یک عبارت ساده «فیبر نوری» تارهای بسیار نازکی از جنس شیشه یا پلاستیک هستند که پرتوهای نور را از مبدأ به مقصد دلخواه منتقل می‌کنند اگر کانال آب وظیفه دارد آب را از مبدأ

[1] Shielded Twisted Pair
[2] Unsheilded Twisted Pair

khalilifar.ir

تولید آن به مقصد دلخواه منتقل کند، فیبرهای نوری در نقش «کانال نور» نور را از مبدأ تولید به مقصد دلخواه انتقال می‌دهند!!

در فیبر نوری، سیگنال‌های دیجیتال به صورت قطع و وصل شدن (چشمک‌زدن) یک پرتو نوری ارسال می‌شود. به عنوان مثال، وجود نور نشان دهنده منطق یک و قطع نور نشان دهنده منطق صفر است.

اجزاء سیستم‌های انتقال داده نوری

۱- منبع نوری (طرف فرستنده) که معمولاً یک دیود نوری ساده (LED) در موارد خاص دیود لیزری (LD) است.

۲- آشکار ساز نوری (طرف گیرنده) که معمولاً یک فوتو ترانزیستور است که با تابش نور یک پالس الکتریکی تولید می‌کند.

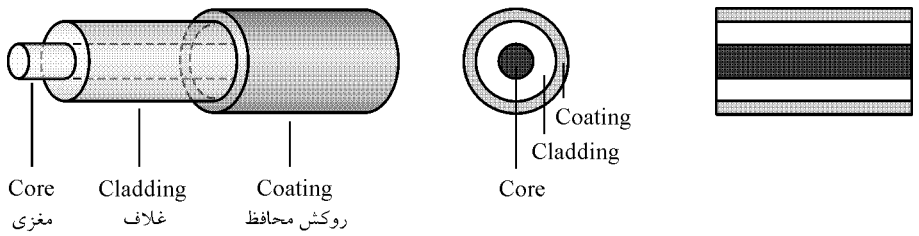
۳- رسانه انتقال که همان فیبر نوری است.

فیبر نوری را یک استوانه به ضخامت یک تار مو و به طول چند متر تا چند ده کیلومتر تجسم کنید که مطابق شکل زیر از سه بخش تشکیل شده است.

۱- مغزی (Core) : این بخش که در مرکز این استوانه قرار دارد یک ماده‌ی بی‌نهایت شفاف از جنس شیشه، پلاستیک یا سیلیکون است که پرتوهای نوری درون آن جریان می‌یابند. قطر این بخش بسته به نوع فیبر، چیزی بین ۵ تا ۵۰۰ میکرون است.

۲- غلاف (Cladding) : این بخش که در پیرامون مغزی فیبر قرار دارد باز هم از جنس شیشه، پلاستیک یا سیلیکون است با این تفاوت که ضریب شکست نور آن با هسته فرق می‌کند. در حقیقت ناحیه غلاف باعث خواهد شد که پرتوهای نور تابانیده شده به درون هسته در اثر تفاوت ضریب شکست آن‌ها با یکدیگر، همانند آینه منعکس شده و نتوانند از هسته خارج شوند.

۳- روکش محافظ (Coating) : این بخش که عموماً از جنس پلاستیک رنگی است برای محافظت فیبر در مقابل رطوبت با خطرات فیزیکی بر روی آن کشیده می‌شود. رنگ این پوشش نیز کمک می‌کند تا بتوان فیبر نوری مورد نظر را از میان ده‌ها تار جاسازی شده در یک کابل پیدا کرد. ضخامت پوشش محافظ بین ۱۵۰ تا ۱۰۰۰ میکرون متغیر است.

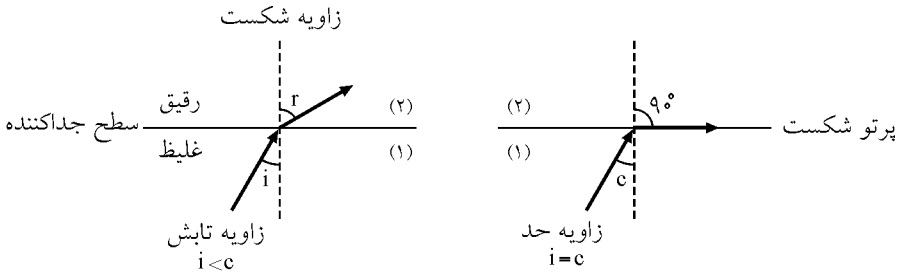


«سطح مقطع فیبر» «دید از جانب فیبر»

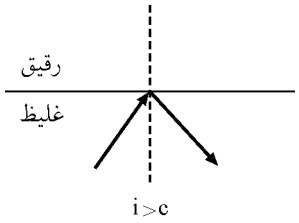
اساس فیبر نوری بر یک اصل ساده فیزیک نور استوار است. به شکل زیر نگاه کنید:

khalilifar.ir

در این شکل دو محیط شفاف با ضریب شکست متفاوت در کنار هم قرار گرفته‌اند.
طبق این اصل هر گاه نور از محیط غلیظ به محیط رقیق بتابد پرتو شکست از خط عمود دور می‌شود وقتی که زاویه شکست برابر ۹۰° شود زاویه تابش را زاویه حد (Critical Angel) گویند و با حرف c نمایش می‌دهند.



حال اگر نور از محیط غلیظ به محیط رقیق بتابد وقتی که زاویه تابش از زاویه حد بزرگتر شود نور وارد محیط دوم نمی‌شود و با همان زاویه تابش به محیط اول برمی‌گردد، در این حالت بازتابش کلی یا انعکاس کلی رخ داده است.



مطابق اصل فیزیک نور روابط زیر برقرار است:
اگر i زاویه تابش و r زاویه بازتابش باشد و ضریب شکست محیط غلیظ را با n_1 و ضریب شکست محیط رقیق را با n_2 نامگذاری کنیم، آنگاه رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$\frac{\sin(i)}{\sin(r)}=\frac{n_2}{n_1}$$

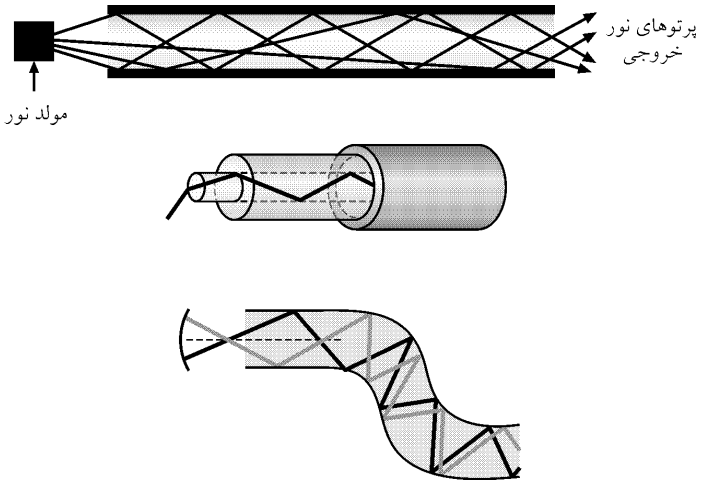
اساس کار فیبر نوری بر پایه اصل شکست نور در انتقال از محیط مغزی به محیط غلاف است. میزان شکست به نسبت ضریب شکست دو محیط بستگی دارد. از آن جا که چگالی مغزی بیش از غلاف است، ضریب شکست مغزی بیش از ضریب شکست غلاف خواهد بود.
حال اگر زاویه تابش برابر زاویه حد باشد، زاویه بازتابش ۹۰ درجه خواهد بود و اگر زاویه تابش بزرگ‌تر از زاویه حد باشد، نور در برخورد به غلاف منعکس کننده دچار انعکاس کلی به داخل مغزی خواهد بود و این کار آن قدر تکرار می‌شود تا نور به مقصد برسد.
مطابق آنچه پیش از این بیان نمودیم اگر ضریب شکست مغزی را با I_{core} و ضریب شکست

khalilifar.ir

غلاف را با $I_{cladding}$ نامگذاری کنیم، آن گاه رابطه زیر برقرار خواهد بود:

$$\frac{\sin(i)}{\sin(r)}=\frac{I_{cladding}}{I_{core}}$$

هرگاه پرتوهای نور با زاویه‌ای بیش از زاویه حد در محیط تابانیده شود همانند آینه منعکس خواهد شد. فیبر نوری از همین ویژگی بهره گرفته است. نور توسط مولدهای خاص و دقیق به درون «فیبر» تابانیده می‌شود، زاویه‌ی پرتوهای نور بیشتر از زاویه حد است و طبعاً پس از برخورد به مرز ناحیه مغزی و غلاف، بازتاب شده و به سوی دیگر مغزی فیبر برمی‌گردد. در سطح مقابل نیز بازتاب رخ می‌دهد و این روال ادامه خواهد یافت. بدین ترتیب انرژی پرتوهای نور در درون مغزی به تله افتاده و به سوی انتهای مقابل فیبر رانده می‌شود. شکل زیر این مفهوم را به تصویر کشیده است:



فیبرهای نوری در عمل به سه حالت ساخته می‌شوند.

فیبر نوری چند حالته با ضریب شکست پله‌ای (Multimode Stepped Index)

در این نوع فیبر نوری زاویه تابش بزرگتر از زاویه حد در نظر گرفته می‌شود، بنابراین از اصل بازتابش کلی برای انتقال نور استفاده می‌گردد.

در این نوع فیبر ابتدا مغزی را با ضریب شکست و قطر مشخص می‌سازند و سپس بر روی آن یک غلاف با ضریب شکست کمتر می‌نشانند. بدین ترتیب فیبری پدید می‌آید که ضریب شکست آن در مرز بین مغزی و غلاف به صورت ناگهانی (پله‌ای) تغییر می‌کند. شکل زیر ماهیت این نوع از فیبر را به تصویر کشیده است. متأسفانه این نوع فیبر از مشکل «پهن شدگی پالس‌ها در زمان» رنج می‌برد. از آنجا که منابع تولید نور معمولی، به محض روشن شدن، دسته‌ای از پرتوها را تولید و به درون فیبر تزریق می‌کنند و مسیر تمام این پرتوها یکسان نیست لذا پرتوهایی که زاویه بیشتری

khalilifar.ir

نسبت به خط قائم دارند مسیر کوتاه‌تری را با تضعیف کمتر طی می‌کنند و مابقی پرتوها به ترتیب، با اندکی تأخیر و تضعیف به مقصد می‌رسند. لذا پالس‌های نوری (به معنی خاموش و روشن شدن منبع نور) در محور زمان دچار پهن‌شدگی (افزایش عرض پالس) خواهند شد زیرا در لحظه‌ای که باید پرتوی اصلی به معنای ختم پالس، به طور آنی قطع شود، پرتوهای تأخیر یافته هنوز در راهند و خروجی را روشن نگاه می‌دارند تا آخرین پرتو از راه برسد! بنابراین عرض پالس در مقصد بیشتر شده و به دلیل تداخل پالس‌هاس مجاور نمی‌توان نرخ انتقال داده را از حدی مشخص بالاتر برد. امروزه این نوع از کابل به ندرت و آن هم برای کاربردهای خاص و سرعت پایین تولید می‌شود.

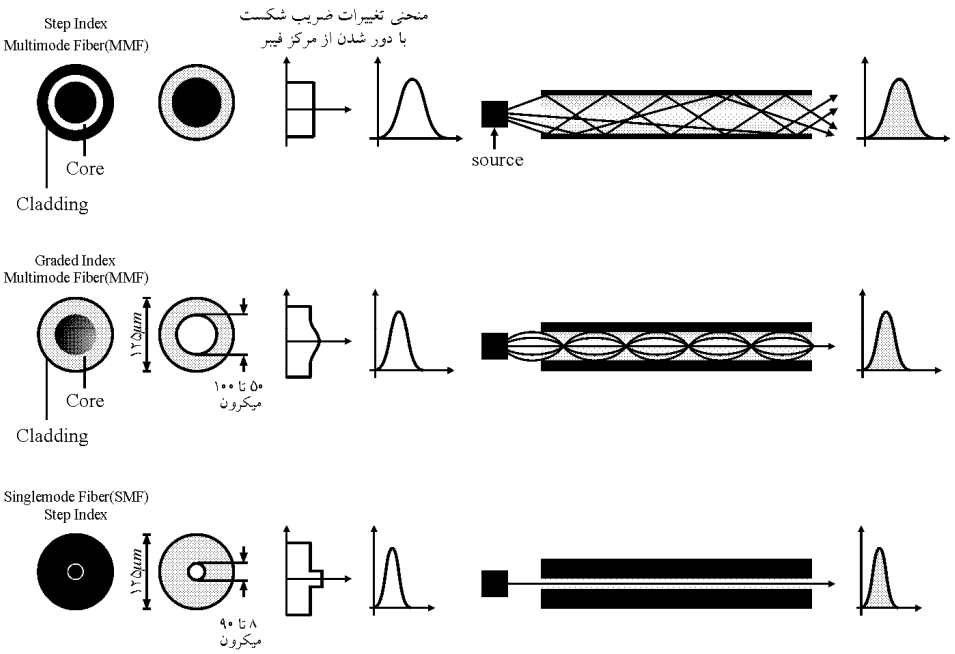
فیبر نوری چند حالته با ضریب شکست تدریجی (Multimode Graded Index)

از آنجا که در فیبر نوری چند حالته با ضریب شکست پله‌ای پرتوهای نوری که با زاویه تابش متفاوت دچار انعکاس می‌شوند همزمان به مقصد نمی‌رسند، عرض پالس در مقصد بیشتر شده و به دلیل تداخل پالس‌های مجاور نمی‌توان نرخ انتقال داده را از حدی مشخص بالاتر بُرد. برای رفع این مشکل، از فیبر نوری چند حالته با ضریب شکست تدریجی استفاده می‌شود که باعث می‌شود نور به تدریج و شبیه موج سینوسی بشکند. بدین معنی که ضریب شکست هسته به آرامی و با دور شدن از مرکز رو به کاهش می‌گذارد و در مرز ۵۰ تا ۶۲/۵ میکرون از مرکز مغزی، به حداقل خود می‌رسد. چنین وضعیتی باعث خواهد شد که مرز بین ناحیه مغزی و غلاف به صورت یک سطح آیینه‌ای عمل نکند بلکه پرتوهای نور همانند «پدیده سراب» به صورت منحنی وار شکسته شده و پس از رسیدن به زاویه حد مجدداً بر روی منحنی مشابه به سوی مغزی برگردند. این روال تکرار خواهد شد و پرتوهای نور به تله افتاده و به پیش رانده می‌شوند. این فرآیند منجر به ایجاد گره و شکم شده و می‌تواند میزان پهن شدگی (افزایش عرض) پالس‌ها را تا حدودی کنترل کند. بنابراین به دلیل نزدیک‌تر شدن عرض پالس در گیرنده به عرض پالس در فرستنده، نرخ انتقال داده افزایش پیدا می‌کند. این نوع از فیبرهای نوری می‌توانند در سرعت‌های بالای گیگابایت در مسافت‌های کوتاه بکار گرفته شوند. ولی در مسافت‌های زیاد یا باید نرخ انتقال ارسال کاسته شود یا از فیبر نوع بعد استفاده گردد.

فیبر نوری تک حالته (Single Mode)

این نوع فیبر دارای یک مغزی فوق العاده با قطر کم (۸ تا ۱۰ میکرون) می‌باشد و یک پرتوی نور تک موج (LD یا لیزر) به درون آن تابانیده می‌شود نور در داخل آن در خط مستقیم منتشر می‌شود. این پرتو تک موج حداقل برخورد را با مرز ناحیه شکست دارد، لذا کمترین پهن شدگی را به پالس‌ها تحمیل می‌کند. بنابراین به دلیل خیلی خیلی نزدیک‌تر شدن عرض پالس در گیرنده به عرض پالس در فرستنده، نرخ انتقال داده خیلی خیلی افزایش پیدا می‌کند. این نوع از فیبرهای نوری می‌توانند در سرعت‌های بالای ده گیگابایت در مسافت‌های بسیار طولانی استفاده گردند.

khalilifar.ir



۴- رسانه بی‌سیم

در شبکه‌های بی‌سیم انتقال سیگنال‌ها از طریق امواج انجام می‌پذیرد و محیط انتشار هواست. از شبکه‌های بی‌سیم معمولاً در مکان‌هایی که امکان کابل کشی وجود ندارد و همچنین برای کاربران سیار استفاده می‌شود.

سیگنال

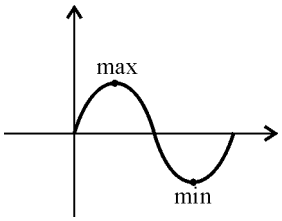
همانطور که قبلاً بیان شده است هدف از برپاسازی شبکه کامپیوتری انتقال اطلاعات است.
اطلاعات منتقل شده می‌تواند یک فایل، صدای رادیو و حتی اطلاعات ارسال شده توسط یک ماهواره در فضا باشد. برای اینکه بتوان اطلاعات را به وسیله‌ی یک رسانه‌ی انتقال، ارسال نمود باید این اطلاعات را رمزگذاری (کدبندی) کرد.
منظور از رمزگذاری، تبدیل داده‌ها به سیگنال‌هایی است که رسانه انتقال می‌تواند آنها را از خود عبور دهد. به عنوان مثال برای رسانه الکتریکی باید سیگنال الکتریکی و برای رسانه نوری باید سیگنال نوری تولید شود.
سیگنال‌ها به دو شکل آنالوگ و دیجیتال بیان می‌شوند:

سیگنال آنالوگ

یک سیگنال آنالوگ دارای مقادیر پیوسته نسبت به زمان است. سطح سیگنال آنالوگ با زمان تغییر می‌کند، در واقع سطح سیگنال می‌تواند هر مقداری بین ماکسیمم و مینیمم شکل موج باشد.

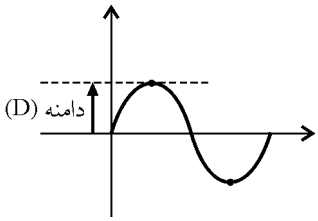
khalilifar.ir

تصویر زیر شکل موج یک سیگنال آنالوگ را نشان می‌دهد.

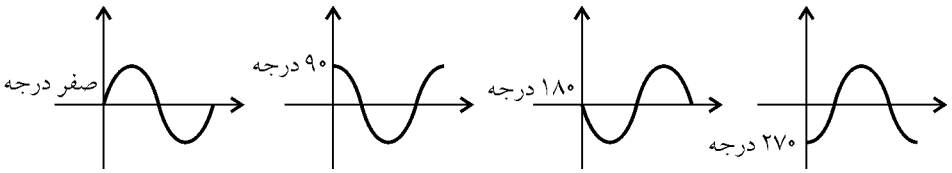


هر شکل موج آنالوگ دارای سه خصیصه اصلی است:

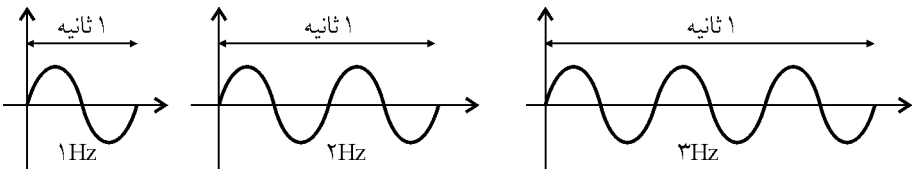
۱- دامنه: به ارتفاع و یا عمق یک موج نسبت به نقطه مرجع، دامنه آن موج گفته می‌شود. در واقع دامنه، مقدار ماکسیمم و یا مینیممی که سطوح سیگنال می‌توانند داشته باشند را مشخص می‌کند.



۲- فاز: موقعیت یک موج به یک زمان خاص را فاز سیگنال می‌گویند. فاز می‌تواند از صفر تا ۳۶۰ درجه متغیر باشد، البته با توجه به شکل سینوسی سیگنال در اکثر اوقات از زاویه‌های اصلی مثل ۰، ۴۵، ۹۰، ۱۸۰ استفاده می‌شود. از خصیصه فاز برای بالا بردن نرخ انتقال داده استفاده می‌شود (در ادامه فصل توضیح داده خواهد شد).



۳- فرکانس: به هر شکل موج که ابتدا و انتهای آن به یک نقطه‌ی فازی ختم می‌شود، یک سیکل کامل گفته می‌شود. به تعداد سیکل کامل یک سیگنال در واحد زمان، فرکانس آن سیگنال گفته می‌شود، واحد فرکانس، هرتز (Hz) است. وقتی می‌گوییم فرکانس ۳Hz، یعنی در هر ثانیه سه سیکل کامل طی می‌شود. به شکل زیر توجه کنید.



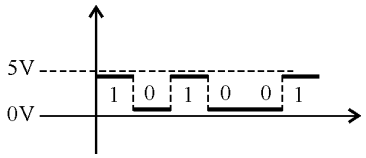
☜ ***نکته:*** برای بدست آوردن دوره تناوب یک سیگنال به وسیله مقدار فرکانس آن سیگنال از

khalilifar.ir

رابطه $T_{(s)}=\frac{۱}{f_{(Hz)}}$ استفاده می‌شود. T نشان‌دهنده‌ی دوره تناوب بر حسب ثانیه و f نشان‌دهنده فرکانس بر حسب هرتز است. توجه کنید که منظور از دوره تناوب مقدار زمانی است که یک سیکل کامل می‌شود.
به عنوان مثال اگر فرکانس یک سیگنال ۱۰۰Hz باشد، یعنی در هر ثانیه ۱۰۰ سیکل کامل اتفاق می‌افتد و هر سیکل کامل ۰/۰۱ ثانیه به طول می‌انجامد.

سیگنال دیجیتال

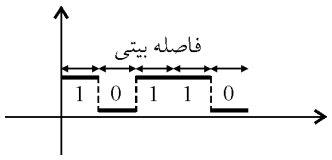
به خاطر بیاورید که سطوح سیگنال آنالوگ می‌توانستند دارای مقادیری بین ماکسیمم و مینیمم شکل موج سیگنال باشند و مجموع یک شکل موج یک مقدار را نشان می‌دهد.
سیگنال دیجیتال دارای مقادیر گسسته نسبت به زمان است. یعنی تنها چند مقدار آستانه (حداقل دو مقدار) مشخص شده است که در صورتی‌که سطوح سیگنال دارای این مقدار آستانه باشند یک بیت را منتقل می‌کنند. به عنوان مثال در رسانه الکتریکی مقدار 1 باینری با ولتاژ پنج و مقدار 0 باینری با ولتاژ صفر مشخص می‌شود. پس برای ارسال مقدار 01 به شکل دیجیتال کافی است که یک پالس با ولتاژ صفر و یک پالس با ولتاژ پنج به روی کانال الکتریکی ارسال شود. به شکل زیر توجه کنید:



فاصله بیتی: به مدت زمان لازم برای ارسال یک بیت، فاصله بیتی گفته می‌شود و از رابطه‌ی زیرمحاسبه می‌گردد:

$$T_b=\frac{۱}{R}$$

R، برابر نرخ انتقال است.



نرخ انتقال بیتی: به تعداد بیت منتقل شده در واحد زمان (ثانیه) نرخ انتقال بیتی گفته می‌شود. توجه کنید که تعریف نرخ بیتی با پهنای باند برابر است، در واقع نرخ بیتی معیاری برای اندازه‌گیری پهنای باند است.
طیف فرکانس: به محدوده‌ی فاصله بین حداقل فرکانس و حداکثر فرکانس سیگنال ارسالی در رسانه انتقال طیف فرکانس گفته می‌شود. به عنوان مثال طیف فرکانس صدای انسان از ۴۰۰ تا

khalilifar.ir

۳۲۰۰ هرتز می‌باشد.

پهنای باند فرکانسی: به قدر مطلق تفاضل حداکثر و حداقل مقادیر فرکانس سیگنال در رسانه انتقال پهنای باند فرکانسی گفته می‌شود. به عنوان مثال پهنای باند فرکانسی صدای انسان ۲۸۰۰ هرتز می‌باشد. پهنای باند فرکانسی مختص سیگنال‌های آنالوگ است.

توجه داشته باشید که پهنای باند فرکانسی الزاماً با پهنای باند بیتی برابر نمی‌باشد، زیرا ممکن است به وسیله یک شکل موج چند بیت منتقل شود. (در بخش مدولاسیون بررسی می‌شود.)

تبدیل داده دیجیتال به سیگنال آنالوگ (مدولاسیون)

همانطور که می‌دانید کامپیوتر از داده‌های دیجیتال استفاده می‌کند، حال اگر در یک شبکه کامپیوتری که دارای رسانه انتقال آنالوگ است، کامپیوتری قصد ارسال داده به کامپیوتر دیگری داشته باشد باید داده‌های دیجیتال خود را به سیگنال‌های آنالوگ تبدیل کند و روی رسانه انتقال آنالوگ ارسال کند، پس از انتقال سیگنال‌ها به سمت گیرنده، این سیگنال‌های آنالوگ باید برای قابل فهم شدن برای گیرنده به داده‌های دیجیتال تبدیل شوند. به عمل تبدیل داده دیجیتال به سیگنال آنالوگ مدولاسیون[1] و به عمل تبدیل سیگنال آنالوگ به داده دیجیتال دی‌مدولاسیون[2] گفته می‌شود.

هنگامی که قصد ارسال داده بر روی شبکه‌ای دارید که از خطوط تلفن به عنوان رسانه انتقال استفاده می‌کند (خطوط تلفن آنالوگ هستند) با دستگاهی به نام مودم مواجه خواهید شد. مودم در سمت فرستنده داده دیجیتال را به سیگنال آنالوگ (عمل مدولاسیون) و در سمت گیرنده سیگنال آنالوگ را به داده دیجیتال (دی مدولاسیون) تبدیل می‌کند.

عمل مدولاسیون دو وظیفه را دنبال می‌کند:

۱- به وجود آوردن سیگنال‌های متفاوت برای مقادیر صفر و یک باینری به وسیله قرار دادن مقادیر متفاوت برای فاز، فرکانس و دامنه‌ی سیگنال.

۲- انتقال سریع تر داده‌ها، یعنی بتوان با یک سیگنال بیش از یک بیت را منتقل کرد.

برای عمل مدولاسیون چهار روش وجود دارد که آنها را شرح می‌دهیم:

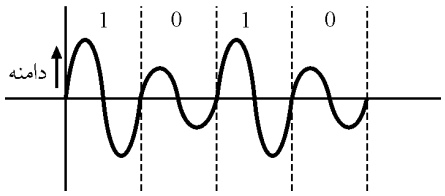
۱- مدولاسیون ASK[3]

در این روش برای ایجاد وجه تمایز، ما بین سیگنال صفر باینری و سیگنال یک باینری، مقدار دامنه سیگنال متغیر و مقدار فاز و فرکانس سیگنال ثابت است. به شکل زیر توجه کنید:

---

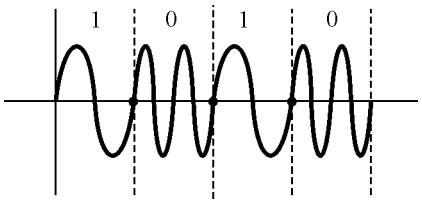
[1] Modulation
[2] DeModulation
[3] Amplitude Shift Keying

khalilifar.ir



۲- مدولاسیون FSK[1]

در این روش برای ایجاد وجه تمایز، ما بین سیگنال صفر باینری و سیگنال یک باینری، مقدار فرکانس سیگنال متغیر و مقدار فاز و دامنه سیگنال ثابت است. به شکل زیر توجه کنید:

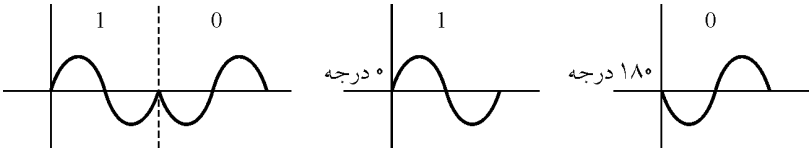


۳- مدولاسیون PSK[2]

در این روش برای ایجاد وجه تمایز، مابین سیگنال صفر باینری و سیگنال یک باینری، مقدار فاز سیگنال متغیر و مقدار دامنه و فرکانس ثابت است. به شکل زیر توجه کنید:

یادآوری: منظور از فاز، موقعیت یک موج نسبت به یک زمان خاص است.

شکل زیر مثالی برای مدولاسیون PSK می‌باشد. با توجه به اینکه به وسیله سیگنال (شکل موج) یک بیت منتقل می‌شود و همچنین داده‌های باینری تنها می‌توانند از بیت های صفر و یک تشکیل شوند، برای ارسال فقط دو فاز مختلف نیاز است. در شکل زیر از فازهای صفر و ۱۸۰ درجه استفاده شده است. به علت استفاده از دو فاز مختلف این روش را ۲PSK **و یا** PSK باینری نیز می‌نامند.



با توجه به توضیحات بالا به این نکته خواهید رسید که می‌توان به جای دو فاز از تعداد بیشتری فاز برای انتقال بیت‌های باینری استفاده کرد. در این صورت می‌توان به جای ارسال یک بیت به وسیله یک سیگنال، چند بیت ارسال کرد.

توجه: در تمام مدولاسیون‌ها می‌توان با در نظر گرفتن مقادیر متفاوت برای خصیصه متغیر آن

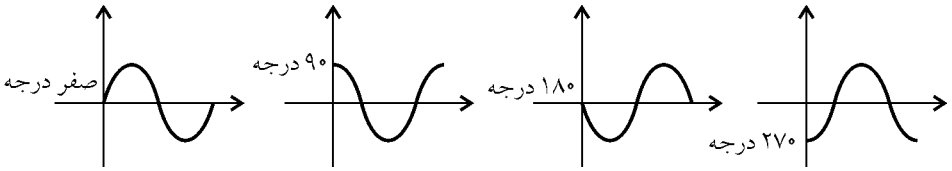
[1] Frequency Shift Keying
[2] Phase Shift Keying

khalilifar.ir

مدولاسیون، به وسیله یک سیگنال چند بیت داده ارسال نمود، به عنوان مثال در مدولاسیون ASK با در نظر گرفتن چهار سطح فرکانس می‌توان با هر سیگنال دو بیت داده ارسال نمود. در اینجا تنها به PSK پرداخته می‌شود.

مدولاسیون 4PSK: این مدولاسیون زیر مجموعه‌ای از مدولاسیون PSK می‌باشد که به جای دو فاز از چهار فاز برای انتقال اطلاعات استفاده می‌کند.

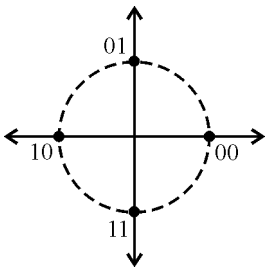
به شکل زیر توجه کنید:



با استفاده از مدولاسیون ۴PSK می‌توان با هر سیگنال به جای یک بیت، دو بیت ارسال کرد. در این مدولاسیون به وسیله سیگنالی با فاز 0 درجه مقدار 00 باینری، با فاز ۹۰ درجه مقدار 01 باینری، با فاز ۱۸۰ درجه مقدار 10 باینری و با فاز ۲۷۰ درجه مقدار 11 منتقل می‌شود. در واقع ۴PSK از فازهایی با مضرب صحیح $\frac{\pi}{۲}$ (۹۰ درجه) استفاده می‌کند. مدولاسیون ۴PSK وظیفه دوم عمل مدولاسیون یعنی سرعت بخشیدن به ارسال داده (تا حد دو برابر) را ارضا می‌کند.

دیاگرام فلکی

برای اینکه تمام حالاتی که یک روش مدولاسیون می‌تواند داشته باشد نمایش دهیم، یعنی دامنه و فاز سیگنال‌های مختلف و اینکه هر سیگنال چه بیت‌هایی را منتقل می‌کند را مشخص کنیم، می‌توان از دیاگرام فلکی (نمودار فاز و دامنه) استفاده کرد. به شکل زیر توجه کنید.



هر کدام از نقاط توپر روی این نمودار نشان‌دهنده‌ی یک سیگنال است، فاصله هر کدام از این نقطه‌ها تا مبدأ مختصات، دامنه سیگنال و زاویه نقاط نسبت به محور x ها نیز فاز سیگنال را مشخص می‌کند. دیاگرام فلکی، فرکانس سیگنال‌ها را نمایش نمی‌دهد. با توجه به توضیحات داده شده متوجه می‌شوید که شکل بالا مربوط به ۴PSK می‌باشد.

khalilifar.ir

مثال: اگر برای ارسال اطلاعات دیجیتال از مدولاسیون 4PSK استفاده شود، شکل موج تولید شده برای ارسال بیت‌های 01001110 از سمت چپ چیست؟

پاسخ: روش مدولاسیون 4PSK دارای ۴ مؤلفه سیگنال می‌باشد و با هر سیگنال ۲ بیت بـر اسـاس رابطه زیر ارسال می‌کند:

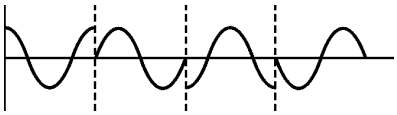
$$b = \log_2^M = \log_2^4 = 2$$

با توجه به سیگنال مرجع سینوسی جدول زیر را داریم:

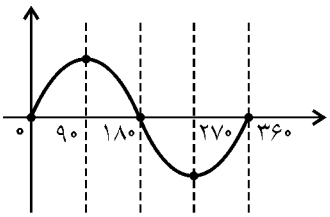
فاز	محتوی موج	شکل موج
۰	۰۰	
۹۰	۰۱	
۱۸۰	۱۰	
۲۷۰	۱۱	

حال در ادامه بیت‌های داده شده را ۲ بیت، ۲ بیت از سمت چپ جدا می‌کنیم:

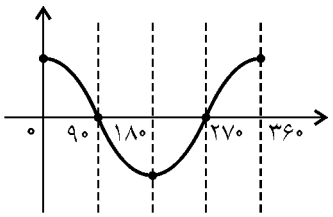
10 و 11 و 00 و 01



یادآوری: مدل‌های مرجع سینوسی و کسینوسی به صورت زیر است:



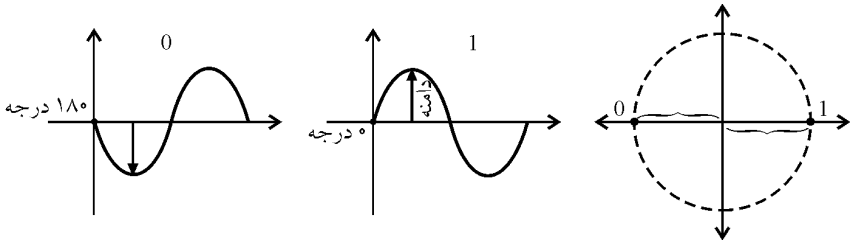
مدل مرجع سینوسی



مدل مرجع کسینوسی

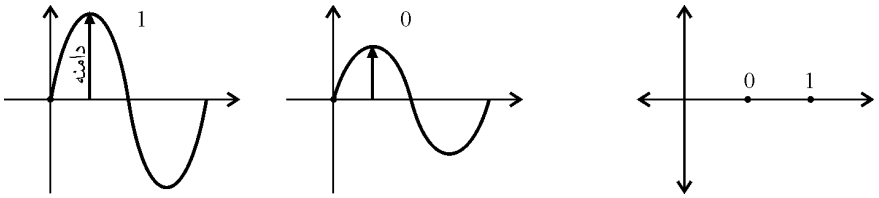
توجه: مثال فوق بر اساس مدل مرجع سینوسی حل شده است.

شکل زیر نمودار فلکی مدولاسیون PSK را نمایش می‌دهد:



khalilifar.ir

شکل زیر نیز نمودار فلکی مدولاسیون ASK را نمایش می‌دهد:



از آنجا که در دیاگرام فلکی، فرکانس نمایش داده نمی‌شود و مدولاسیون FSK هم از تغییر فرکانس ایجاد می‌شود، بنابراین مدولاسیون FSK بر روی نمودار فلکی قابل نمایش نمی‌باشد.

مثال: اگر دیاگرام فلکی مدولاسیون در یک مودم فقط دارای دو نقطه به مختصات (۰ و ۱) و (۰ و ۲) باشد، آن‌گاه نوع مدولاسیون کدام است؟

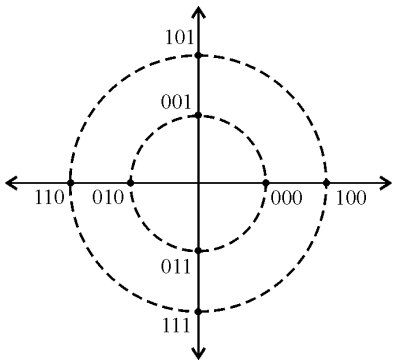
۱) PSK ۲) FSK ۳) QAM ۴) ASK

پاسخ : گزینه (۴) صحیح است.

این دو نقطه فقط از نظر دامنه با هم متفاوت هستند. به عبارت دیگر فاز و فرکانس برابری دارند. لذا مدولاسیون استفاده شده ASK می‌باشد.

۴- مدولاسیون QAM[1]

این نوع مدولاسیون ترکیبی از مدولاسیون ASK و PSK می‌باشد. به این شکل که سیگنال‌ها دارای فاز و دامنه متفاوت و فرکانس یکسان هستند. به شکل زیر توجه کنید:

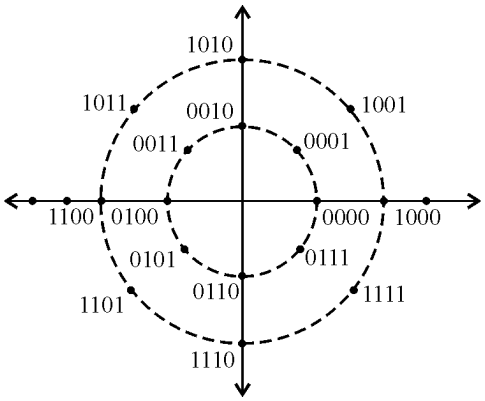


شکل بالا دیاگرام فلکی ۸QAM را نشان می‌دهد. همانطور که مشخص است، ۸QAM دارای دو دامنه می‌باشد که چهار سیگنال با فازهای متفاوت بر روی هر کدام از این دامنه‌ها قرار می‌گیرند و مجموعاً ۸ سیگنال متفاوت به وجود می‌آید.

[1] Quadrature Amplitude Modulation

khalilifar.ir

با زیاد کردن تعداد دامنه‌های متفاوت و فازهای متفاوت می‌توان ۱۶QAM، ۶۴QAM و ... را به بـه وجود آورد. شکل زیر یک ۱۶QAM را نمایش می‌دهد، ۱۶QAM زیر از سـیگنال‌هـایی کـه دارای فاز ضریب $\frac{\pi}{۴}$ (۴۵ درجه) تشکیل شده است که این سیگنال‌ها در دو گروه، هشت‌تایی روی دامنـه متفاوت قرار می‌گیرند.



نرخ باود[1] (نرخ انتقال فرکانسی پهنای باند فرکانسی)

به تعداد سیگنال‌های منتقل شده در واحد زمان نرخ باود می‌گویند. و بر اساس رابطه‌ی زیر بدسـت می‌آید:

$$R = W\text{Log}_۲ M \quad \Rightarrow \quad W = \frac{R}{\text{Log}_۲ M}$$

W، برابر نرخ باود می‌باشد.

توجه کنید که هر سیگنال می‌تواند یک و یا چند بیت را منتقل کند، در واقع با توجه به تعریف بالا می‌توان دریافت که همواره نرخ بیتی بزرگتر و یا مساوی با نرخ باود است.

یادآوری: به تعداد بیت‌های منتقل شده در واحد زمان، نرخ انتقال با نرخ باود است.

تعداد سطوح سیگنال: به تعداد سیگنال متفاوتی که یک روش مدولاسـیون مـی‌توانـد تولیـد کنـد تعداد سطوح سیگنال گفته می‌شود. به عنوان مثال ۸QAM می‌تواند ۸ سیگنال متفاوت تولیـد کنـد، پس تعداد سطوح سیگنال آن برابر با ۸ می‌باشد.

توجه: اگر نوع مدولاسیون دارای M سطح سیگنال مختلف برای ارسال داده باشد، محتوی مـوج از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$b = \log_۲ M$$

[1] Baud Rate

khalilifar.ir

بدین معنی که با هر سیگنال (شکل موج) b بیت داده ارسال خواهد شد.

مثال: محتوی هر سیگنال در مدولاسیون ۸QAM چیست؟

پاسخ: براساس رابطه‌ی زیر داریم:

$$b = \log_2 M = \log_2 ۸ = ۳$$

بدین معنی که با هر سیگنال (شکل موج) ۳ بیت داده ارسال خواهد شد.

مثال: اگر از روش مدولاسیون ۱۶QAM برای انتقال اطلاعات استفاده شود و نرخ انتقال بیتی ۲۴۰۰bps باشد، نرخ باود را بدست آورید:

پاسخ: ابتدا باید بدانیم که ۱۶QAM با هر سیگنالی چند بیت منتقل می‌کند:

$$b = \log_2 M = \log_2^{۱۶} = ۴bit$$

حال برای بدست آوردن نرخ باود مطابق با رابطه‌ی باود، کافیست نرخ بیتی را تقسیم بر تعداد بیت ارسالی توسط هر سیگنال نمود:

$$W = \frac{R}{\log_2 M} = \frac{۲۴۰۰}{۴} = ۶۰۰ \quad \text{باود}$$

رابطه‌ی نایکوئیست

یک کانال با پهنای باند W، بر حسب Hz، مفروض است. اگر کانال بدون نویز در نظر گرفته شود، حداکثر نرخ انتقال داده یا ظرفیت کانال از رابطه‌ی زیر بدست می‌آید:

$$R = ۲W \log_2 M$$

که در آن، R نشان‌دهنده ظرفیت کانال (حداکثر نرخ انتقال بیت) بر حسب bps، W بیانگر پهنای باند کانال بر حسب Hz و M معرف تعداد سطوح سیگنال است.

توجه: مضرب دو در رابطه نایکوئیست به دلیل ارسال دو مقدار باینری با یک موج دیجیتال است.

مثال: در یک شبکه پهنای باند فرکانسی ۶KHz می‌باشد، اگر فرستنده برای ارسال اطلاعات از ۴ نوع سیگنال استفاده کند حداکثر نرخ انتقال در یک کانال بدون نویز چقدر است؟

پاسخ:

$$R = ۲W \log_2 M \Rightarrow R = ۲ \times ۶ \times ۱۰^۳ \times \log_2 ۴ = ۲۴ \times ۱۰^۳ bps$$

توجه داشته باشید که رابطه نایکوئیست، حداکثر پهنای باند اندازه‌گیری شده (گذردهی) را برای یک رسانه انتقال بدون در نظر گرفتن نویز بدست می‌آورد.

رابطه‌ی شانون

حداکثر نرخ انتقال داده رسانه انتقال در محیط دارای نویز را به وسیله رابطه شانون، به صورت زیر می‌توان بدست آورد:

khalilifar.ir

$$R = W \log_2(1+\frac{S}{N})$$

در رابطه بالا، R پهنای باند بیتی (نرخ انتقال بیتی) بر حسب بیت بر ثانیه (توان عملیاتی)، W پهنای باند فرکانسی بر حسب هرتز و $\frac{S}{N}$ نسبت توان سیگنال به نویز بر حسب وات می‌باشد.

مثال: در یک شبکه، پهنای باند فرکانسی برابر با 6KHz و نسبت سیگنال به نویز برابر با ۱۲۷ می‌باشد، حداکثر نرخ انتقال در این شبکه چقدر است؟

پاسخ:

$$R = W \log_2(1+\frac{S}{N}) \Rightarrow R = 6\times10^3 \times \log_2(1+127) = 42\times10^3 \text{ bps}$$

مثال: در کانال با پهنای باند 4KHz، مقدار SNR = ۰ ارزیابی شده است. ظرفیت انتقال کانال چقدر است؟

پاسخ:

$$SNR = 10\log_{10}(\frac{S}{N}) \Rightarrow 0 = 10\log_{10}(\frac{S}{N}) \Rightarrow \frac{S}{N} = 1$$

$$R = W \log_2(1+\frac{S}{N}) = 4\times10^3 \times \log_2 2 = 4000 \text{ bps} = 4 \text{ kbps}$$

☜ ***نکته:*** ظرفیت یک کانال، در یک کانال دارای نویز، برابر با مینیمم مقدار بدست آمده توسط رابطه شانون و نایکوئیست است.

مثال: در کانالی با پهنای باند 4KHz، مقدار $\frac{S}{N} = 63$ ارزیابی شده است. در صورتی که از سیگنال‌های ۴ سطحی برای ارسال داده‌ها استفاده شود. ظرفیت کانال چقدر خواهد بود؟

پاسخ: باید دقت کرد که در مسئله هم مقدار $\frac{S}{N}$ داده شده (یعنی در سیستم نویز وجود دارد و بنابراین رابطه شانون مطرح است) و هم از سیگنال‌های چند سطحی برای ارسال استفاده می‌شود (پس رابطه نایکوئیست مطرح است). در این حالت ظرفیت کانال، حداقل ظرفیت‌های به دست آمده از دو رابطه شانون و نایکوئیست است.

$$R_{shanon} = W \log_2(1+\frac{S}{N}) = 4\times10^3 \times \log_2(1+63) = 24\text{kbps}$$

$$R_{Nyquist} = 2W \log_2 M = 2\times4\times10^3 \times \log_2 4 = 16 \text{ kbps}$$

$$R_{channel} = \min(R_{shanon}, R_{Nyquist}) = 16 \text{ kbps}$$

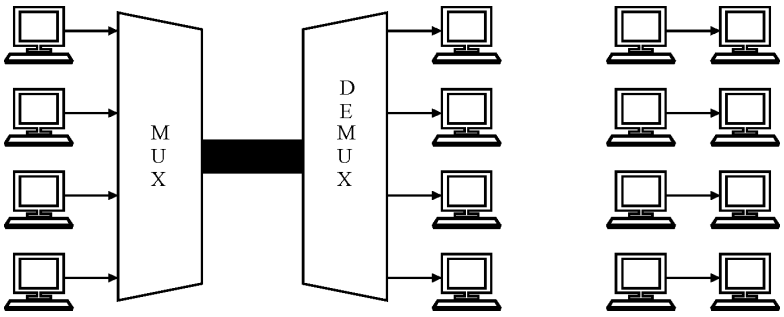
khalilifar.ir

مالتی پلکسینگ

در صورتی که در یک شبکه، چند ایستگاه قصد ارسال داده به روی کانال مشترک داشته باشند، باید شرایطی فراهم آورده شود که داده‌های ارسالی توسط فرستنده‌ها در یک مدت زمان مشخص از کانال مشترک عبور کرده و به مقصد برسند. در واقع باید پهنای باند کانال مشترک بین ایستگاه‌ها به اشتراک گذاشته شود، به این عمل مالتی پلکسینگ گفته می‌شود، در واقع هدف از مالتی پلکسینگ ارسال داده‌های چند فرستنده به روی کانال مشترک در سریع‌ترین حالت است به طوری که داده‌های ارسالی هیچ فرستنده‌ای دیرتر از زمان متعارف و یا با مشکل ارسال نشود. قبل از دریافت داده‌های مالتی پلکس شده در طرف گیرنده باید این داده‌ها به شکل اولیه و قابل فهم برای تک تک گیرنده‌ها تبدیل شود. به این عمل دی مالتی پلکسینگ گفته می‌شود.

در مالتی پلکسینگ از یک رسانه مشترک برای انتقال چندین جریان داده استفاده می‌شود که هزینه ناشی از استفاده از رسانه مستقیم و جداگانه میان ایستگاه‌های فرستنده و گیرنده را کاهش می‌دهد.

توجه داشته باشید که مالتی پلکسینگ در این بحث با مالتی پلکسینگ در درس مدارهای منطقی متفاوت است.



مقایسه استفاده از مالتی پلکسینگ و عدم استفاده از آن

مالتی پلکسینگ به روش‌های زیر انجام می‌شود:

۱- مالتی پلکسینگ تقسیم فرکانسی یا FDM[1]

همان‌طور که از نام این روش مشخص است، در این روش پهنای باند فرکانسی رسانه انتقال به چندین پهنای باند فرکانسی کوچکتر تقسیم شده و هر کدام از این قسمت‌ها (طیف فرکانسی تقسیم شده) در اختیار یک ایستگاه قرار می‌گیرد. از این پس تمام ایستگاه‌ها می‌توانند به صورت همزمان اطلاعات خود را با فرکانس‌های مختص به خود ارسال نمایند بدون اینکه هیچ‌گونه تداخلی بین اطلاعات ارسالی رخ دهد. الزاماً پهنای باند تخصیص داده شده به فرستنده‌ها با هم

[1] Freguqency Division Mux

khalilifar.ir

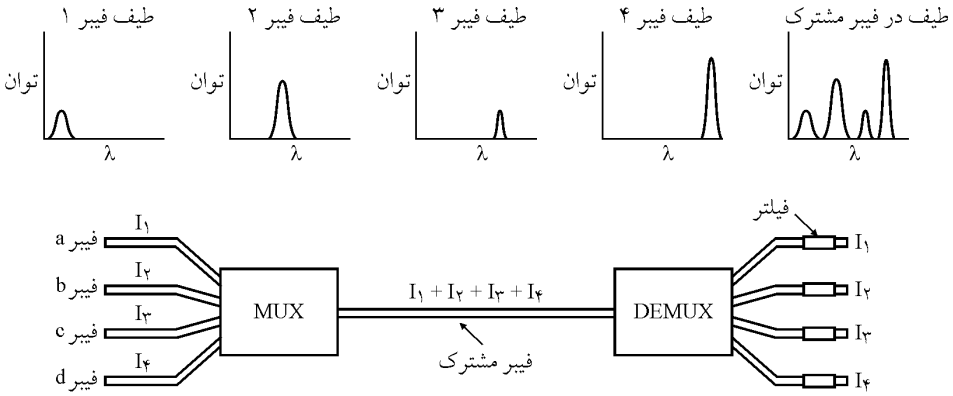
مساوی نیستند و بستگی به پهنای باند مورد نیاز و مقدار بیت‌های ارسالی توسط فرستنده دارد. نمونه بارز این روش را می‌توان در ایستگاه‌های فرستنده رادیو تلویزیون و تلفن همراه مشاهده کرد.

۲- مالتی پلکسینگ طول موج یا WDM[1]

این روش مختص رسانه انتقال فیبر نوری است. در این روش چندین جریان داده در یک زمان و توسط فرستنده‌های مختلف در یک رشته فیبر نوری (کانال مشترک) ارسال می‌شود. هر کدام از طول موج‌های مختلف نور می‌توانند جریان داده‌های (سیگنال‌های) فرستنده خاصی را منتقل کند. در واقع چندین موج نوری با طول موج‌های مختلف به طور همزمان در یک فیبر نوری منتشر می‌شود. واضح است که برای مثال جداسازی دو سیگنال نوری با طول موج‌های آبی و قرمز در مقصد به سادگی امکان‌پذیر خواهد بود.

$$\lambda = \frac{C}{F}$$

C = سرعت نور (۳×۱۰^{۸} mps)، F= فرکانس موج



مالتی پلکسینگ WDM

۳- مالتی پلکسینگ تقسیم زمان یا TDM[2]

TDM یک تکنیک Mux دیجیتال است. در واقع در این روش زمان استفاده از کانال مشترک بین چندین ایستگاه تقسیم می‌شود و هر ایستگاه می‌تواند در زمان مختص به خود از تمام ظرفیت کانال انتقال استفاده کند. TDM به دو روش زیر انجام می‌شود:

[1] Wavelength Division Multiplexing
[2] Time Division Multiplexing

khalilifar.ir

الف) TDM همگام (Synchronous TDM)

TDM همگام را اختصراً TDM می‌نامند. در این روش زمان استفاده از کانال مشترک به قسمت‌های مساوی تقسیم می‌شود که به آن برش زمانی نیز می‌گویند. هر ایستگاه تنها می‌تواند به مدت یک برش زمانی، داده ارسال کند و بعد از پایان برش زمانی، کانال مشترک در اختیار ایستگاه بعدی قرار می‌گیرد. مشکل این روش این است که اگر یک ایستگاه اطلاعاتی برای ارسال نداشته باشد، در هر صورت یک برش زمانی به آن تعلق می‌گیرد و در این صورت ظرفیت ارسال کانال در این مدت به هدر می‌رود.

ب) TDM آماری یا STDM (Statistical TDM)

در روش STDM زمان استفاده از کانال مشترک بین ایستگاه‌هایی که اطلاعاتی برای ارسال دارند تقسیم می‌شود. در این صورت مشکل هدر رفتن ظرفیت کانال برای ایستگاه‌هایی که قصد ارسال داده ندارند، برطرف می‌شود و از ظرفیت کانال به درستی استفاده خواهد شد.

مثال: ده فرستنده با نرخ ارسال ۶۴kbps بایستی روی یک کانال مشترک مالتی پلکس شوند. در صورتی که نبایستی بهره‌وری از کانال بیشتر از ۸۰ درصد شود و فقط نیمی از فرستنده‌ها در هر لحظه نیاز به ارسال داشته باشند. آن‌گاه ظرفیت کانال با استفاده از STDM چقدر باید باشد؟

پاسخ: کل ترافیک تولید شده توسط این ده فرستنده برابر با :

$$۶۴\text{kb} \times ۱۰ \times \frac{۱}{۲} = ۳۲۰\ \text{kb}$$

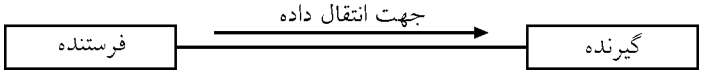
$$\text{بهره‌وری} = \frac{\text{ترافیک تولید شده}}{\text{ظرفیت کانال}} \Rightarrow ۰/۸ = \frac{۳۲۰}{x} \Rightarrow x = ۴۰۰\ \text{kbps}$$

حالت‌های ارسال در کانال انتقال داده

با توجه به نوع کانال انتقال داده، سه حالت برای ارسال اطلاعات وجود دارد:

کانال یک طرفه[1]

در این نوع کانال همیشه یک طرف فرستنده و یک طرف گیرنده است. مثال بارز این نوع کانال ارتباط بین کامپیوتر و چاپگر و یا شبکه تلویزیون است.



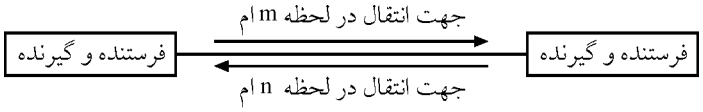
کانال نیمه دوطرفه[2]

در این نوع کانال هر دو طرف می‌توانند به صورت فرستنده و گیرنده عمل کنند اما نه در آن واحد،

[1] Simplex
[2] Half duplex

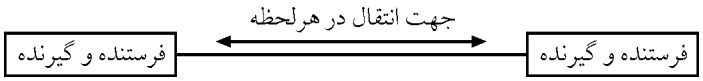
khalilifar.ir

مثال بارز این نوع کانال دستگاه‌های بی‌سیم است که در هر لحظه یکی گیرنده و دیگری فرستنده است.



کانال کاملاً دوطرفه[1]

در این کانال در آن واحد هر دو طرف می‌توانند هم به صورت فرستنده و هم به صورت گیرنده عمل کنند به عنوان مثال می‌توان انتقال صوت توسط دو دستگاه تلفن را نمونه این نوع کانال بیان کرد.

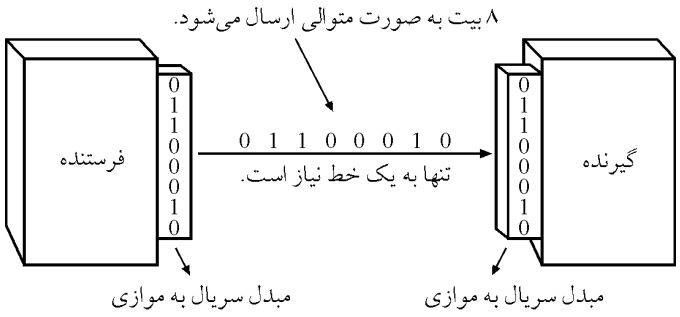


انتقال داده‌های دیجیتال

همان‌طور که می‌دانید داده‌ها به صورت بیت‌های صفر و یک منتقل می‌شوند و این انتقال به دو صورت ارسال موازی و ارسال سریال انجام می‌شود.

ارسال سریال

در ارسال سریال، بیت‌ها به صورت پشت سر هم ارسال می‌شوند، پس تنها نیاز به یک خط ارتباطی بین دو دستگاه است، البته با توجه به این نکته که ذخیره‌سازی اطلاعات درون کامپیوترها (چه فرستنده و چه گیرنده) به صورت موازی و n بیتی انجام می‌شود، بنابراین در سمت فرستنده واسطه‌ای برای تبدیل داده موازی به سریال و در سمت گیرنده نیز واسطه‌ای برای تبدیل داده سریال به موازی نیاز است. ارتباط موس و کی‌بورد با کامپیوتر مثالی برای این نوع روش ارسالی است.



ارسال سریالی داده‌ها

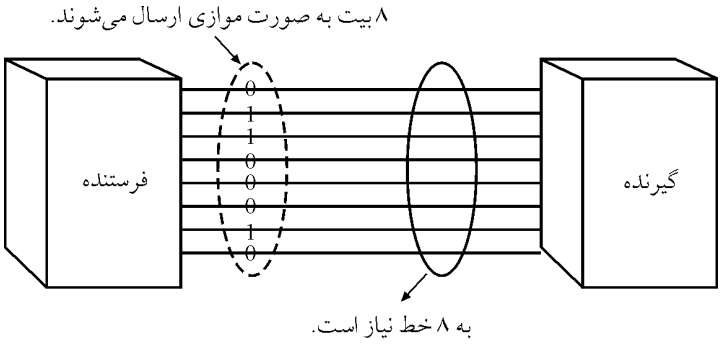
[1] Full duplex

khalilifar.ir

ارسال موازی

در روش ارسال موازی به جای ارسال بیت‌ها به صورت پشت سر هم و به نوبت، بیت‌ها به موازات یکدیگر و به صورت همزمان ارسال می‌شوند. برای این نوع ارسال به جای یک خط ارتباطی نیاز به چندین خط ارتباطی است، معمولاً در این روش از کابل‌های ۸ سیمی استفاده می‌شود. در این روش به دلیل استفاده از چندین خط هزینه تجهیزات بیشتر است. ارتباط چاپگر با کامپیوتر مثالی برای این روش ارسال است.

مزیت ارسال موازی نسبت به ارسال سریالی نرخ انتقال داده بیشتر است و مزیت روش سریالی کم هزینه بودن آن به دلیل استفاده از یک خط ارتباطی است.

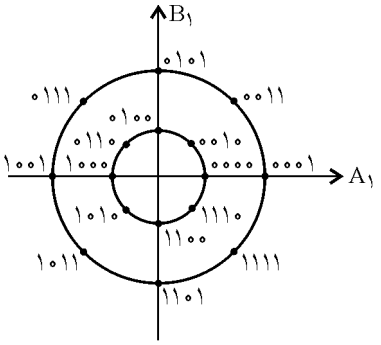


ارسال موازی داده‌ها

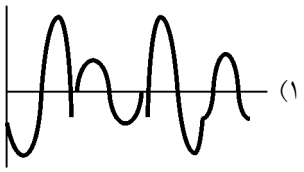
khalilifar.ir

تست‌های فصل دوم

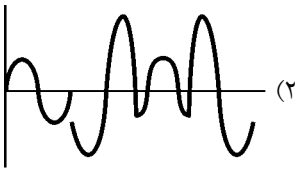
۱- اگر برای ارسال اطلاعات دیجیتال از مدولاسیون QAM مطابق با شکل زیر استفاده شود، شکل موج تولید شده برای ارسال بیت‌های 1100011110001011<- کدام است؟ (سراسری ۸۷)



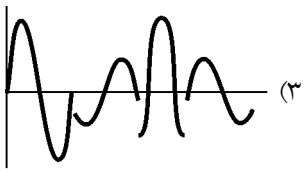
۱)



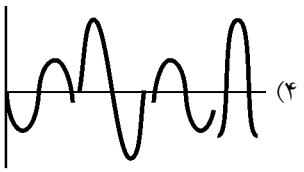
۲)



۳)



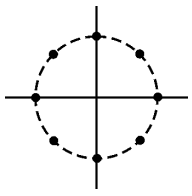
۴)



۲- حداقل زمان ارسال یک فایل به اندازه ۱۶kB بر روی یک کانال نویزدار با پهنای باند ۴kHz که نسبت توان سیگنال به نویز در آن برابر با ۲۵۵ باشد کدام است؟ (آزاد ۸۷)

۱) ۴ ثانیه ۲) ۲ ثانیه ۳) ۱ ثانیه ۴) ۰/۵ ثانیه

۳- دیاگرام گروهی مدولاسیون در مودمی مانند شکل زیر است اگر نرخ ارسال آن برابر ۲۴۰۰baud/s باشد آنگاه انتقال ۹KB داده توسط مودم چه زمانی طول می‌کشد؟ (آزاد ۸۶)



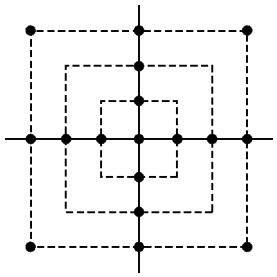
۱) ۳/۷۵ ثانیه
۲) ۱۰ ثانیه
۳) ۱/۲۵ ثانیه
۴) ۹۰ ثانیه

khalilifar.ir

۴- در کدام روش مالتی پلکسینگ کل پهنای باند کانال مشترک برای مدت زمان غیرثابت (متغیر) در اختیار ایستگاه‌ها قرار می‌گیرد. (آزاد ۸۵)

۱) TDM ۲) CDM ۳) FDM ۴) STDM

۵- دیاگرام گروهی زیر نمایش روش مدولاسیون در یک مودم است. در این مدولاسیون از چند دامنه مختلف استفاده می‌شود. (آزاد ۸۵)



۱) ۶
۲) ۴
۳) ۸
۴) ۱۶

۶- اگر حداکثر ظرفیت یک کانال مشترک ۱۰۰KHZ باشد و ۳۰ کانال فرستنده با حداکثر ظرفیت ارسال ۵KHZ را بخواهیم روی کانال مشترک به صورت FDM مالتی پلکس نماییم. چند درصد از ظرفیت هر فرستنده تلف می‌شود. (آزاد ۸۵)

۱) ٪۴۰ ۲) ٪۳۳ ۳) ٪۶۰ ۴) ٪۶۷

۷- یک کانال تلویزیونی دیجیتال دارای پهنای باند ۶ مگاهرتز است. فرض کنید این کانال بدون نویز بوده و سیگنال های دیجیتال آن دارای ۱۲ سطح می‌باشند. چه نرخ داده ای به وسیله این کانال قابل ارسال است؟ (سراسری ۸۳ و ۸۴)

۱) ۶ مگابیت در ثانیه
۲) ۱۲ مگابیت در ثانیه
۳) بیشتر از ۳۶ مگابیت در ثانیه
۴) بیشتر از ۱۲ مگابیت در ثانیه و کمتر از ۳۶ مگابیت در ثانیه

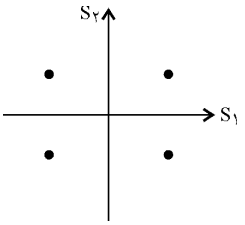
۸- یک کانال ارتباطی با پهنای باند ۱ مگاهرتز و نسبت سیگنال به نویز ۱۰۰ دسی‌بل حداکثر چه نرخ داده‌ای را می‌تواند ارسال کند؟ (سراسری ۸۳ و ۸۴)

۱) کمتر از ۲ مگابیت در ثانیه
۲) بیشتر از ۱۰۰ مگابیت در ثانیه
۳) بیشتر از ۴۰ مگابیت در ثانیه ولی کمتر از ۱۰۰ مگابیت در ثانیه
۴) بیشتر از ۲ مگابیت در ثانیه ولی کمتر از ۴۰ مگابیت در ثانیه

---

khalilifar.ir

۹- یک کانال تلفنی دارای پهنای باند قابل استفاده از ۶۰۰ هرتز الی ۳۴۰۰ هرتز است. فرکانس حامل ۲۰۰۰ هرتز است. فرض کنید یک مودم QAM دارای دیاگرام روبرو باشد این مودم چه نرخ داده‌ای را می‌تواند ارسال نماید؟ (سراسری ۸۴)



۱) کمتر از ۳۰۰۰ بیت در ثانیه
۲) بیشتر از ۴۰۰۰ بیت در ثانیه
۳) بیشتر از ۲۰۰۰ بیت در ثانیه ولی کمتر از ۴۰۰۰ بیت در ثانیه
۴) بیشتر از ۳۰۰۰ بیت در ثانیه ولی کمتر از ۵۰۰۰ بیت در ثانیه

۱۰- یک سیستم TDM آماری از ۸ کانال هریک از پهنای باند ۳۰kbps استفاده می‌کند. اگر هر کانال در ۲۰ درصد موارد مشغول باشد پهنای باند خط برای بهره ۸۰٪ چقدر خواهد بود؟ (سراسری ۸۴)

۱) ۴۸ kbps ۲) ۶۰ kbps ۳) ۱۲۸ kbps ۴) ۲۴۰ kbps

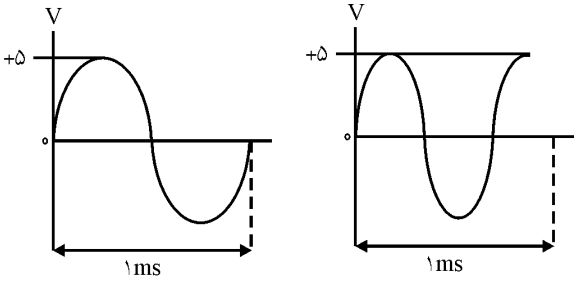
۱۱- یک مودم که از روش QAM (Quadrature Amplitude Modulation) استفاده می‌کند دارای دیاگرام صورت فلکی در مختصات $(1,1),(1,-1),(-1,-1),(-1,1)$ می‌باشد. با استفاده از این مودم در روی یک خط با ظرفیت ۱۲۰۰ نمونه در ثانیه (baud) چه سرعت داده‌ای را می‌توان ارسال نمود؟
(سراسری ۸۳)

۱) ۴۸۰۰ بیت در ثانیه ۲) ۲۴۰۰ بیت در ثانیه
۳) ۱۲۰۰ بیت در ثانیه ۴) ۶۰۰ بیت در ثانیه

۱۲- فرستنده ای از مدولاسیونی استفاده می‌کند که دارای ۱۶ سیگنال مختلف است حداقل زمان برای انتقال یک فایل به اندازه ۳۲KB در روی یک کانال بدون نویز با پهنای باند ۸KHz توسط این فرستنده کدام است؟ (آزاد ۸۷)

۱) ۰/۵ ثانیه ۲) ۱ ثانیه ۳) ۴ ثانیه ۴) ۲ ثانیه

۱۳- یک فرستنده از روش مدولاسیونی استفاده می‌نماید که فقط در آن ۲ سیگنال را به صورت زیر ارسال می‌کند. نوع مدولاسیون کدام است؟ (آزاد ۸۸ ـ فناوری اطلاعات)



۱) FSK
۲) PSK
۳) ASK
۴) QAM

---

khalilifar.ir

۱۴- کدام نوع از مدولاسیون را نمی‌توان با دیاگرام فلکی نشان داد؟ (آزاد ۸۸ ـ مهندسی کامپیوتر)

۱) ASK ۲) FSK ۳) PSK ۴) QAM

۱۵- کدام گزینه در مورد خط اشتراکی دیجیتال DSL (Digital Subscriber Line) درست نیست؟

(آزاد ۸۸ ـ مهندسی کامپیوتر)

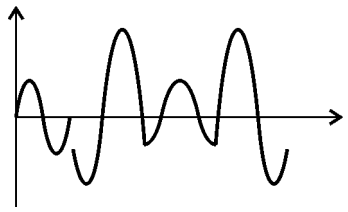
۱) از تکنولوژی مالتی پلکسینگ FDM استفاده می‌کند.

۲) امکان استفاده همزمان از اینترنت و مکالمه تلفنی

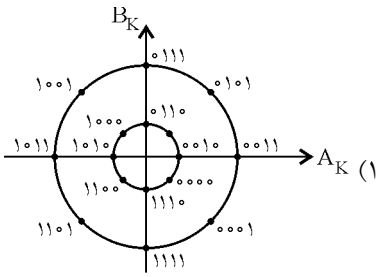
۳) استفاده از تجهیزات واسطه DSLAM در مخابرات

۴) هزینه ماهانه اجاره براساس فاصله محاسبه می‌شود.

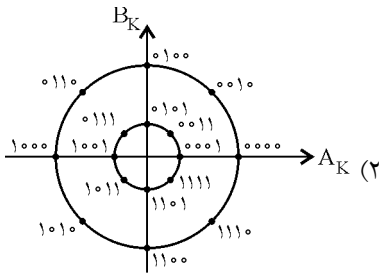
۱۶- با در نظر گرفتن روش مدولاسیون QAM $(x(t) = A_k \cos 2\pi f_e t + B_k \sin 2\pi f_e t)$، اگر شکل موج سیگنال ارسالی برای داده 1100011110001011 مطابق زیر باشد، کدام گزینه نمودار فلکی این مدولاسیون می‌باشد؟ (سراسری ۸۹)



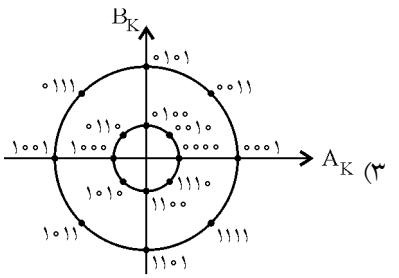
۱)



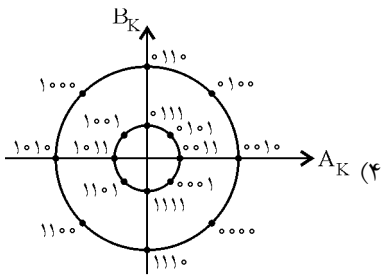
۲)



۳)



۴)



---

khalilifar.ir

۱۷- فرستنده‌ای از چهار سیگنال مختلف برای ارسال اطلاعات استفاده می‌کند. اگر در مدولاسیون استفاده شده یک فریم ۲۴۰۰ بیتی در ۲ ثانیه منتقل شود. نرخ باود آن چند نمونه بر ثانیه است؟

(آزاد ۸۹ ـ مهندسی کامپیوتر (گروه الف))

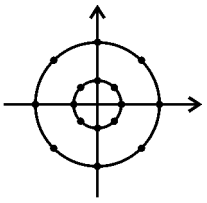
۱) ۱۲۰۰ ۲) ۶۰۰ ۳) ۲۴۰۰ ۴) ۴۸۰۰

۱۸- اگر ۶۰ درصد از ظرفیت یک کانال ADSL با ظرفیت ۱۲۸ kbps قابل استفاده باشد آنگاه حداکثر چند کانال صوتی با ظرفیت ۴ kbps به صورت FDM قابل استفاده می‌شود؟

(آزاد ۸۹ ـ مهندسی کامپیوتر (گروه الف))

۱) ۲۱ ۲) ۱۶ ۳) ۳۲ ۴) ۱۹

۱۹- اگر برای ارسال اطلاعات دیجیتال از مدولاسیون QAM مطابق با شکل زیر استفاده شود، این مدولاسیون از چند فاز و دامنه استفاده می‌کند؟ (آزاد ۸۹ ـ مهندسی کامپیوتر (گروه ب))



۱) ۴ فاز و ۴ دامنه

۲) ۸ فاز و ۲ دامنه

۳) ۸ دامنه و ۲ فاز

۴) ۸ فاز و ۸ دامنه

۲۰- پنج کانال هر کدام با پهنای باند ۱۰۰KHZ را می‌خواهیم با روش FDM مالتی پلکس نماییم، حداقل پهنای باند پیوند خروجی FDM چقدر باید باشد، باند محافظ بین کانال ها برای جلوگیری از تداخل ۱۰KHZ در نظر گرفته می‌شود. (آزاد ۸۹ ـ مهندسی کامپیوتر (گروه ب))

۱) ۵۵۰ KHZ ۲) ۶۰۰ KHZ ۳) ۵۴۰ KHZ ۴) ۵۲۰ KHZ

۲۱- در صورتی که سیگنال های اطلاعاتی در کانال فیبر نوری با فرکانس 6×10^{14} Hz منتقل شود طول موج آن سیگنال چه مقدار است؟ (آزاد ۸۹ ـ مهندسی فناوری اطلاعات)

۱) ۵ nm ۲) ۲ nm ۳) ۵۰۰ nm ۴) ۲۰۰ nm

۲۲- در چه صورتی حداکثر ظرفیت یک کانال نویزدار برحسب bps با پهنای آن کانال برحسب Hz برابر می‌شود؟ (آزاد ۹۰ ـ گروه الف)

۱) توان سیگنال ارسالی با توان نویز برابر باشد.

۲) توان سیگنال ارسالی از توان نویز کمتر باشد.

۳) تأخیر در کانال ناچیز باشد.

۴) تأخیر در کانال چشمگیر باشد.

---

khalilifar.ir

۲۳- اگر نسبت سیگنال به نویز صفر dB باشد حداکثر نرخ بیت ارسالی در یک کانال بـا پهنـای بانـد ۲۰KHz چقدر است؟ (آزاد ۹۰ ـ گروه ب)

۱) ۲۰kbps ۲) ۵kbps ۳) ۱۰kbps ۴) صفر

khalilifar.ir

پاسخ تست‌های فصل دوم

۱- گزینه (۲) صحیح است.

با توجه به شکل داده شده درمی‌یابید که این روش مدولاسیون دارای ۱۶ مؤلفه سیگنال می‌باشد و با هر سیگنال ۴ بیت داده منتقل می‌کند. پس بیت‌های داده شده را ۴ بیت ۴ بیت از سمت چپ (جهت مشخص شده در صورت سؤال) جدا می‌کنیم.

۱۱۰۰

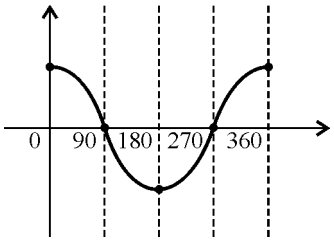
۰۱۱۱

۱۰۰۰

۱۰۱۱

با توجه به شکل چهار بیت اول (یعنی ۱۱۰۰) که در دایره کوچکتر قرار دارد به این معنی که موج مربوط به این کد دارای دامنه کوتاه می‌باشد. حال با توجه به گزینه‌ها متوجه می‌شوید که گزینه‌های اول و سوم حذف خواهند شد و نادرست هستند، به این علت که موج اول آنها دارای دامنه بلند می‌باشد.

اکنون برای محاسبه اختلاف فاز سمبل ها از سیگنال مرجع کسینوسی به شکل زیر استفاده می‌شود:



حال برای اولین ۴ بیت یعنی ۱۱۰۰ به شکل توجه کرده و درمی‌یابیم که فاز مربوط به آن ۲۷۰ درجه می‌باشد. با توجه به سیگنال مرجع، یک موج با فاز ۲۷۰ درجه از نقطه صفر (یعنی روی خط افقی) آغاز می‌شود. که تنها گزینه دوم این مشخصات را دارا می‌باشد.

در صورت مواجهه با گزینه مشابه می‌توان بررسی فاز معادل را روی تمام بخش‌های کد انجام داد.

راه حل دوم : مطابق جدول زیر، براساس دامنه و فاز داریم:

khalilifar.ir

دامنه	فاز	محتوی موج	شکل موج
کوتاه	۰	۰۰۰۰	
بلند	۰	۰۰۰۱	
کوتاه	۴۵	۰۰۱۰	
بلند	۴۵	۰۰۱۱	
کوتاه	۹۰	۰۱۰۰	
بلند	۹۰	۰۱۰۱	
کوتاه	۱۳۵	۰۱۱۰	
بلند	۱۳۵	۰۱۱۱	②
کوتاه	۱۸۰	۱۰۰۰	③
بلند	۱۸۰	۱۰۰۱	
کوتاه	۲۲۵	۱۰۱۰	
بلند	۲۲۵	۱۰۱۱	④
کوتاه	۲۷۰	۱۱۰۰	①
بلند	۲۷۰	۱۱۰۱	
کوتاه	۳۱۵	۱۱۱۰	
بلند	۳۱۵	۱۱۱۱	

اولین ۴ بیت: ۱۱۰۰ را در نظر بگیرید. این چهار بیت در بخش ۲۷۰ درجه مثلثاتی قرار دارد. بنابراین با سیگنال مرجع کسینوسی، باید ۲۷۰ درجه اختلاف فاز داشته باشد.

دومین ۴ بیت: ۰۱۱۱ را در نظر بگیرید. این چهار بیت در بخش ۱۳۵ درجه مثلثاتی قرار دارد. بنابراین با سیگنال مرجع کسینوسی، باید ۱۳۵ درجه اختلاف فاز داشته باشد.

سومین ۴ بیت: ۱۰۰۰ را در نظر بگیرید. این چهار بیت در بخش ۱۸۰ درجه مثلثاتی قرار دارد. بنابراین با سیگنال مرجع کسینوسی، باید ۱۸۰ درجه اختلاف فاز داشته باشد.

چهارمین ۴ بیت: ۱۰۱۱ را در نظر بگیرید. این چهار بیت در بخش ۲۲۵ درجه مثلثاتی قرار دارد. بنابراین با سیگنال مرجع کسینوسی، باید ۲۲۵ درجه اختلاف فاز داشته باشد.

۲- گزینه (۱) صحیح است.

$$R = W\log_2(1+\frac{S}{N}) \Rightarrow R = ۴۰۰۰\times\log_2(1+۲۵۵) = ۳۲۰۰۰\ \text{bps} = ۴۰۰۰\ \text{Bps}$$

پس حداکثر نرخ انتقال، ۴۰۰۰ بایت در ثانیه است. بنابراین داریم :

زمان	نرخ انتقال	
۱ ثانیه	۴۰۰۰ بایت	$\Rightarrow t = \frac{۱۶\times۱۰۲۴}{۴۰۰۰} \approx ۴$ ثانیه
t	۱۶×۱۰۲۴ بایت	

khalilifar.ir

بنابراین رابطه زیر را خواهیم داشت :

$$T_F = \frac{L}{R} = \frac{۱۶\times۱۰۲۴}{۴۰۰۰} \approx ۴ \quad \text{ثانیه}$$

۳- گزینه (۲) صحیح است.

این نمودار دارای ۸ سطح سیگنال است بنابراین هر سیگنال ($\log_۲^۸ = ۳$) ۳ بیت داده حمل می‌کند. از طرفی نرخ باود یعنی تعداد سیگنال‌هایی که در واحد زمان حمل می‌شوند برابر ۲۴۰۰ سیگنال است پس نرخ بیتی بر اساس رابطه باود $R = W \log_۲^M$ برابر $۲۴۰۰ \times ۳ = ۷۲۰۰ \text{bps}$ می‌شود. بنابراین :

نرخ انتقال	زمان
۷۲۰۰ بیت	۱ ثانیه
۹×۱۰۲۴×۸ بیت	t

$$\Rightarrow \quad t = \frac{۹\times۱۰۲۴\times۸}{۷۲۰۰} \approx ۱۰ \quad \text{ثانیه}$$

بنابراین رابطه زیر را خواهیم داشت :

$$T_F = \frac{L}{R} = \frac{۹\times۱۰۲۴\times۸}{۷۲۰۰} \approx ۱۰ \quad \text{ثانیه}$$

۴- گزینه (۴) صحیح است.

۵- گزینه (۲) صحیح است.

در شکل، ۳ مربع را مشاهده می‌کنید که در وسط اضلاع هر کدام یک سیگنال (نقطه توپر) وجود دارد که فاصله نقاط هر مربع از مبدأ مختصات یکسان است (برای محاسبه دامنه) پس در مجموع دارای ۳ دامنه است. در چهارگوش مربع سوم ۴ نقطه وجود دارد که فاصله آنها از مبدأ مختصات با نقاط وسط اضلاع متفاوت است، پس این ۴ نقطه هم به عنوان یک دامنه محاسبه و در کل دارای ۴ دامنه متفاوت است.

دقت کنید که نقاط هم دامنه، نقاطی هستند که فاصله آن‌ها تا مرکز برابر است. با رسم دایره‌های متحدالمرکزی مشخص می‌شود که تعداد دامنه‌های مختلف برابر ۴ عدد است. نقاطی که در گوشه‌های مربع بزرگ قرار دارند، روی بزرگترین دایره قرار می‌گیرند.

۶- گزینه (۲) صحیح است.

ظرفیت کانال را بر تعداد فرستنده‌ها تقسیم می‌کنیم تا بدانیم به هر فرستنده چه پهنای باندی تخصیص می‌یابد :

$$\frac{۱۰۰}{۳۰} = ۳/۳۳\text{kHz} \quad , \quad ۵ - ۳/۳۳ = ۱/۶۶ \text{ kHz}$$

khalilifar.ir

۱/۶۶KHZ از ظرفیت هر فرستنده تلف می‌شود. برای محاسبه درصد تلف شدن از فرمول زیر استفاده می‌کنیم :

$$\text{درصد اتلاف} = \frac{\text{مقدار ظرفیت اتلافی فرستنده}}{\text{ظرفیت فرستنده}} \times ۱۰۰٪ = \frac{۱/۶۶}{۵} \times ۱۰۰ = ۳۳٪$$

۷- گزینه (۳) صحیح است.

چون این کانال نویز ندارد از رابطه نایکوئیست استفاده می‌کنیم:

$$R = ۲W \log_۲^M = ۲ \times ۶ \log_۲^{۱۲} = ۱۲ \times ۳/۵۸ > ۳۶Mbps$$

۸- گزینه (۴) صحیح است.

داده‌های مسأله به صورت زیر است :

$$W = ۱\ MHz = ۱۰^۶ Hz \ , \ \ SNR = ۱۰۰\ dB$$

مسأله R را می‌خواهد و بر اساس رابطه شانون برای کانال‌های نویزدار داریم :

$$R = W \log_۲ (۱ + \frac{S}{N})$$

بنابراین اول باید $\frac{S}{N}$ را به دست بیاوریم. از طرفی داریم :

$$SNR = ۱۰ \log_{۱۰} \frac{S}{N}$$

پس :

$$SNR = ۱۰ \log_{۱۰} \frac{S}{N} \ \Rightarrow \ ۱۰۰ = ۱۰ \log_{۱۰} \frac{S}{N} \ \Rightarrow \ \frac{S}{N} = ۱۰^{۱۰}$$

$$R = W \log_۲ (۱ + \frac{S}{N}) = ۱۰^۶ \log_۲ (۱ + ۱۰^{۱۰}) \simeq ۱۰^۶ \log_۲ (۱۰^{۱۰})$$

$$\approx ۱۰^۷ \log_۲ ۱۰ \approx ۳/۳ \times ۱۰^۷ bps \approx ۳۳Mbps$$

۹- گزینه (۲) صحیح است.

باتوجه به شکل موجود در صورت سؤال، ۴ سطح سیگنال مشاهده می‌شود پس M=۴ و مطابق رابطه باود داریم :

$$W = ۳۴۰۰ - ۶۰۰ = ۲۸۰۰ \quad , \quad R = W \log_۲^M = ۲۸۰۰ \times \log_۲^۴ = ۵۶۰۰\ bps$$

۱۰- گزینه (۲) صحیح است.

داده‌های مسأله به صورت زیر است :

$$\text{آماری TDM} \ , \ ۸\ \text{channels} \ , \ R_{max} = ۳۰\ kbps$$

khalilifar.ir

چون سیستم TDM آماری (ناهمگام یا هوشمند) است، از تخصیص پویای کانال استفاده می‌کند و اگر یک کانال از حداکثر زمان خود استفاده نکند، مازادش توسط سایر کانال‌ها استفاده می‌شود. از طرفی هر کانال در ۲۰٪ مواقع مشغول است و بنابراین ترافیک کل ایجاد شده برای این ۸ کانال برابر خواهد شد با :

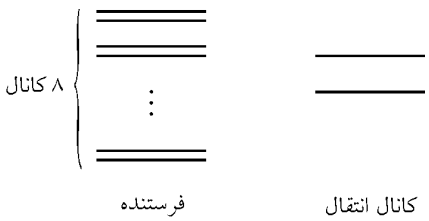
$$۸ \times ۰/۲ \times ۳۰ = ۴۸ \ \text{kbps}$$

مطابق رابطه بهره‌وری داریم :

$$U = \frac{\text{مفید}}{\text{مفید + غیرمفید}} = \frac{\text{آن قسمت از ظرفیت که مورد استفاده قرار گرفته}}{\text{کل ظرفیت کانال انتقال}}$$

$$U = ۸۰٪ \quad \Rightarrow \quad \frac{۴۸}{x} = ۰/۸ \quad \Rightarrow \quad x = ۶۰ \ \text{kbps}$$

به شکل زیر توجه کنید :



در یک ثانیه ۸ کانال فرستنده ۴۸kbps داده برای ارسال تولید می‌کنند، حال در صورتی که ظرفیت کانال انتقال هم ۴۸kbps باشد بهره‌وری ۱۰۰٪ خواهد بود، حال اگر ظرفیت کانال انتقال بیشتر از داده‌های ارسالی باشد بهره‌وری کاهش می‌یابد، مثلا اگر ظرفیت کانال انتقال ۶۰ kbps باشد و حجم داده‌های ارسالی ۴۸kbps باشد، بنابراین از تمام ظرفیت کانال انتقال، استفاده نشده است و بهره‌وری کاهش می‌یابد.

۱۱- گزینه (۲) صحیح است.

دیاگرام فلکی سؤال، دارای ۴ سطح (۴ مختصات) است پس $M = ۴$ است.

مطابق رابطه زیر، تعداد بیت‌هایی که هر سیگنال حمل می‌کند برابر است با :

$$b = \log_۲^M = \log_۲^۴ = ۲$$

این مودم ۱۲۰۰ سیگنال در ثانیه حمل می‌کند و هر سیگنال ۲ بیت حمل می‌کند پس برای بدست آوردن تعداد بیت‌هایی که در یک ثانیه منتقل می‌شوند براساس رابطه باود داریم :

$$R = W \log_۲ M \quad \Rightarrow \quad R = ۱۲۰۰ \times ۲ = ۲۴۰۰ \ \text{bps}$$

۱۲- گزینه (۳) صحیح است.

همانطور که می‌دانید نرخ انتقال در کانال بدون نویز براساس رابطه نایکوئیست به شکل $R = ۲W \log_۲^M$ محاسبه می‌شود. بنابراین داریم :

khalilifar.ir

$R = ۲ \times ۸۰۰۰ \times \log_{۲}^{۱۶} = ۶۴۰۰۰ \text{ bps} = ۸۰۰۰ \text{ Bps}$

در هر ثانیه ۸۰۰۰ بایت منتقل می‌شود، پس :

زمان	نرخ انتقال	
۱ ثانیه	۸۰۰۰ بایت	$\Rightarrow t \approx$ ثانیه
t	۳۲×۱۰۲۴ بیت	

بنابراین رابطه زیر را خواهیم داشت :

$T_F = \frac{L}{R} = \frac{۳۲ \times ۱۰۲۴}{۸۰۰۰} \approx ۴$ ثانیه

۱۳- گزینه (۱) صحیح است.

اطلاعاتی که از دو شکل موجود در صورت سؤال می‌توان استنباط کرد به صورت زیر است :
در هر دو شکل دامنه برابر ۵+ است، پس دامنه‌ها یکی است. از طرف دیگر در هر دو شکل فازها نیز برابر است ولی در شکل اول (شکل سمت چپ) فرکانس (تکرار منحنی) ۱Hz است ولی در شکل دوم فرکانس بیش از ۱Hz است. پس دامنه‌ها و فازها مساوی ولی فرکانس‌ها متفاوت است که این ویژگی‌ها مختص مدولاسیون FSK است.

۱۴- گزینه (۲) صحیح است.

چون در دیاگرام فلکی فرکانس نمایش داده نمی‌شود و مدولاسیون FSK هم از تغییر فرکانس ایجاد می‌شود، بنابراین مدولاسیون FSK را نمی‌توان با دیاگرام فلکی نمایش داد.

۱۵- گزینه (۴) صحیح است.

۱۶- گزینه (۳) صحیح است.

راه حل اول:

به راحتی می‌توان با توجه به تعداد سمبل‌ها (شکل موج) و تعداد بیت‌های ارسالی، دریافت که هر سمبل ۴ بیت داده را منتقل می‌کند. حال باید از سمت چپ بیت‌ها را ۴ بیت ۴ بیت جدا کنیم :

۱۱۰۰

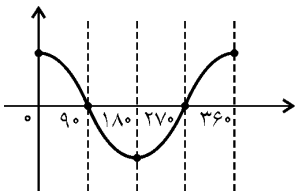
۰۱۱۱

۱۰۰۰

۱۰۱۱

با توجه به اولین سمبل شکل که دارای دامنه کوچک می‌باشد و بیت های ۱۱۰۰ را منتقل می‌کند می‌توان به این نتیجه رسید که گزینه صحیح باید بین گزینه‌های اول و سوم باشد در واقع بیت‌های ۱۱۰۰ در دامنه کوچک از این دو گزینه قرار دارد. اکنون با توجه به سیگنال مرجع باید فاز سمبل اول را بدست بیاوریم:

khalilifar.ir



با توجه به سیگنال مرجع، فاز سمبل اول (۱۱۰۰) برابر با ۲۷۰ درجه می‌باشد که در این صورت تنها گزینه ۳ می‌تواند صحیح باشد. در صورت تمایل می‌توانید روال بالا را روی بقیه سمبل‌ها انجام دهید.

راه حل دوم :

مطابق جدول زیر، براساس دامنه و فاز داریم:

دامنه	فاز	محتوی موج	شکل موج
کوتاه	۰	۰۰۰۰	
بلند	۰	۰۰۰۱	
کوتاه	۴۵	۰۰۱۰	
بلند	۴۵	۰۰۱۱	
کوتاه	۹۰	۰۱۰۰	
بلند	۹۰	۰۱۰۱	
کوتاه	۱۳۵	۰۱۱۰	
بلند	۱۳۵	۰۱۱۱	②
کوتاه	۱۸۰	۱۰۰۰	③
بلند	۱۸۰	۱۰۰۱	
کوتاه	۲۲۵	۱۰۱۰	
بلند	۲۲۵	۱۰۱۱	④
کوتاه	۲۷۰	۱۱۰۰	①
بلند	۲۷۰	۱۱۰۱	
کوتاه	۳۱۵	۱۱۱۰	
بلند	۳۱۵	۱۱۱۱	

اولین ۴ بیت: ۱۱۰۰ را در نظر بگیرید. این چهار بیت در بخش ۲۷۰ درجه مثلثاتی قرار دارد. بنابراین با سیگنال مرجع کسینوسی، باید ۲۷۰ درجه اختلاف فاز داشته باشد.

دومین ۴ بیت: ۰۱۱۱ را در نظر بگیرید. این چهار بیت در بخش ۱۳۵ درجه مثلثاتی قرار دارد. بنابراین با سیگنال مرجع کسینوسی، باید ۱۳۵ درجه اختلاف فاز داشته باشد.

سومین ۴ بیت: ۱۰۰۰ را در نظر بگیرید. این چهار بیت در بخش ۱۸۰ درجه مثلثاتی قرار دارد. بنابراین با سیگنال مرجع کسینوسی، باید ۱۸۰ درجه اختلاف فاز داشته باشد.

چهارمین ۴ بیت: ۱۰۱۱ را در نظر بگیرید. این چهار بیت در بخش ۲۲۵ درجه مثلثاتی قرار دارد. بنابراین با سیگنال مرجع کسینوسی، باید ۲۲۵ درجه اختلاف فاز داشته باشد.

khalilifar.ir

۱۷- گزینه (۲) صحیح است.

مطابق صورت سؤال در ۲ ثانیه یک فریم ۲۴۰۰ بیتی منتقل می‌شود، بنابراین در ۱ ثانیه یک فریم ۱۲۰۰ بیتی منتقل می‌شود.

مطابق رابطه باود داریم : $R = W \log_2 M$

$$W = \frac{R}{\log_2^M} = \frac{۱۲۰۰}{\log_2 ۲^۲} = \frac{۱۲۰۰}{۲} = ۶۰۰ \text{ نمونه در ثانیه}$$

۱۸- گزینه (۴) صحیح است.

به شکل زیر توجه کنید :

حداکثر ظرفیت: ۱۲۸ kbps

$$\text{تعداد کانال‌های صوتی} = \frac{\text{ظرفیت قابل استفاده کانال ADSL}}{\text{ظرفیت یک کانال صوتی}} = \frac{۱۲۸\times۱۰^۳ \times ۰/۶}{۴\times۱۰^۳} \simeq ۱۹$$

۱۹- گزینه (۲) صحیح است.

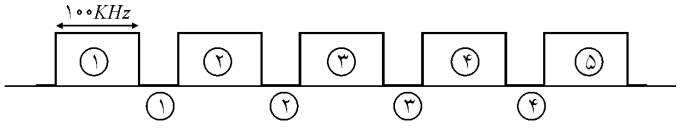
با توجه به نمودار فلکی داده شده در صورت مسأله دو دامنه متفاوت روی دو دایره و هشت فاز °۰، °۴۵، °۹۰، °۱۳۵، °۱۸۰، °۲۲۵، °۲۷۰ و °۳۱۵ وجود دارد.

۲۰- گزینه (۳) صحیح است.

روش FDM (Frequency Division Mux) یک روش آنالوگ است یعنی برای انتقال سیگنال‌های آنالوگ ابداع شده است. سیستم‌های فرستنده سیگنال‌های خود را به مالتی پلکسر ارسال می‌کنند سپس با روش FDM پهنای باند رسانه انتقال مشترک، بین فرستنده‌ها تقسیم می‌شود و تمامی سیگنال‌ها می‌توانند به موازات یکدیگر و بدون اینکه تداخلی صورت پذیرد به طرف گیرنده‌ها ارسال شوند. الزماً پهنای باند تخصیص داده شده به تمامی فرستنده‌ها مساوی نیست و بستگی به پهنای باند و مقدار بیت‌های ارسالی فرستنده دارد.

با توجه به صورت مسأله، برای ۵ کانال به ۴ باند محافظ برای جلوگیری از تداخل نیاز است.

بنابراین مطابق شکل زیر داریم:



khalilifar.ir

$$۵\times۱۰۰\ \text{kHz} + ۴\times۱۰\text{kHz} = ۵۴۰\ \text{kHz}$$

۲۱- گزینه (۳) صحیح است.

رابطه میان فرکانس و طول موج به صورت زیر است :

$$\lambda_{(m)} = \frac{۳\times۱۰^{۸}(\text{mps})}{\text{f(Hz)}}$$

که در آن λ طول موج و f فرکانس یک شکل موج است و سرعت نور نیز $۳\times۱۰^{۸}(\text{mps})$ است.

با توجه به اطلاعات مسأله داریم :

$$\lambda_{(m)} = \frac{۳\times۱۰^{۸}(\text{mps})}{۶\times۱۰^{۱۴}} = ۰/۵\times۱۰^{-۶}(\text{m}) = ۵۰۰\ \text{nm}$$

۲۲- گزینه (۱) صحیح است.

در صورتی که توان سیگنال و نویز با هم برابر باشند یعنی نسبت سیگنال به نویز برابر با یک باشد، ظرفیت کانال برحسب bps با ظرفیت کانال برحسب Hz برابر خواهد بود به رابطه زیر توجه کنید :

$$R = W\log_{۲}^{۱+\frac{S}{N}}$$

$$R = W\log_{۲}^{۱+۱}$$

$$R = W$$

۲۳- گزینه (۱) صحیح است.

براساس رابطه شانون برای کانال‌های نویزدار داریم:

$$R = W\log_{۲}(۱+\frac{S}{N})$$

بنابراین اول باید $\frac{S}{N}$ را به دست بیاوریم. از طرفی داریم:

$$\text{SNR} = ۱۰\log_{۱۰}^{\frac{S}{N}}$$

پس :

$$۰ = ۱۰\log_{۱۰}^{\frac{S}{N}} \Rightarrow \frac{S}{N} = ۱$$

$$R = ۲۰\times\log_{۲}(۱+۱) = ۲۰\ \text{kbps}$$

---

khalilifar.ir

تست‌های تألیفی فصل دوم

۱- در رسانه‌های انتقال الکتریکی چه ولتاژی نشان‌دهنده بیت یک است؟

۱) ولتاژ ۵ ۲) ولتاژ ۵/ ۵ ۳) ولتاژ بین ۱ تا ۵ ۴) ولتاژ ۵-

۲- در شبکه‌های کامپیوتری پهنای باند عبارتست از:

۱) فرکانسی که رسانه انتقال می‌تواند منتقل کند.

۲) مقدار اطلاعاتی که در واحد زمان منتقل می‌شود.

۳) گزینه‌های (۱) و (۲)

۴) تعداد امواج ارسال شده

۳- اگر کانالی دارای پهنای باند ۳MHz و SNR=۲۰ باشد آنگاه حداکثر نرخ انتقال داده با وجود نویز را محاسبه کنید؟

۱) ۳ MHz ۲) ۱۰ MHz ۳) ۲۱ MHz ۴) ۵/۷ MHz

۴- برای حل مشکل تضعیف از چه راهکاری استفاده می‌شود؟

۱) تکرارگر ۲) پدیده برخورد ۳) فیبرنوری ۴) گزینه‌های (۱) و (۲)

۵- فرستنده‌ای از ۴ سطح سیگنال برای ارسال اطلاعات استفاده می‌کند، اگر پهنای باند معادل ۴MHz باشد آنگاه گذردهی را محاسبه کنید؟ (در کانال نویز وجود ندارد).

۱) ۸ ۲) ۱ ۳) ۱۴ ۴) ۱۶

۶- در فیبر نوری تبدیل سیگنال‌های الکتریکی به سیگنال‌های نوری به عهده کدام مؤلفه است؟

۱) آشکارساز ۲) منبع نور ۳) هسته ۴) رسانه انتقال

۷- کدام رسانه انتقال در برابر نویز مقاوم‌تر است؟

۱) کابل Caox ۲) کابل زوج سیم ۳) Cat3 ۴) فیبر نوری

۸- مشکلی که در تمامی رسانه‌های انتقال وجود دارد و هیچ وسیله‌ای برای مقابله با آن وجود ندارد چیست؟

۱) نویز ۲) تضعیف ۳) تأخیر انتشار ۴) امنیت

۹- شبکه‌های کامپیوتری برای ارتباط از طریق کارت شبکه از چه نوع سیگنالی استفاده می‌کنند؟

۱) آنالوگ ۲) دیجیتال ۳) آنالوگ و دیجیتال ۴) هیچکدام

---

khalilifar.ir

۱۰- فرکانس عبارتست از .....

۱) ارتفاع یک موج ۲) زاویه یک موج
۳) تبدیل سیگنال به موج ۴) تعداد نوسان‌های یک موج در ثانیه

۱۱- سیگنال‌های آنالوگ و دیجیتال به ترتیب دارای مقادیری از چه نوع می‌باشند؟

۱) پیوسته، گسسته ۲) گسسته، پیوسته ۳) موجی، نوسانی ۴) نوسانی، موجی

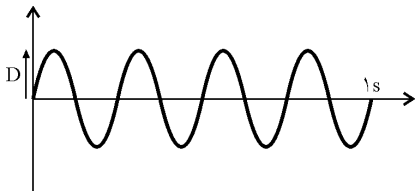
۱۲- bit rate چیست؟

۱) سیگنال‌های منتقل شده در واحد زمان ۲) بیت‌های منتقل شده در واحد زمان
۳) فرکانس‌های منتقل شده در واحد زمان ۴) سیگنال‌های آنالوگ منتقل شده در واحد زمان

۱۳- اگر یک طیف فرکانسی را بین ۲۰۰ تا ۱۰۰۰ هرتز در نظر بگیریم آنگاه پهنای باند را محاسبه کنید؟

۱) ۱۲۰۰ هرتز ۲) ۸۰۰ هرتز ۳) ۶۰۰ هرتز ۴) ۸۰۰ هرتز

۱۴- برای شکل زیر دوره تناوب را محاسبه کنید.



۱) ۴ ثانیه
۲) ۰/۲۵ ثانیه
۳) ۹ ثانیه
۴) ۱ ثانیه

۱۵- تبدیل داده‌های دیجیتال به سیگنال آنالوگ به عهده ..... است و به آن ..... گفته می‌شود.

۱) کارت شبکه، مدولاسیون ۲) مودم، baud rate
۳) مودم، مدولاسیون ۴) کارت شبکه، baud rate

۱۶- کدامیک جزء روش‌های مدولاسیون نمی‌باشد؟

۱) QAM ۲) PSK ۳) FSK ۴) DSL

۱۷- در یک شبکه baud rate برابر ۴ و bit rate برابر ۱۲ می‌باشد. تعیین کنید هر سیگنال چند بیت داده را می‌تواند منتقل کند.

۱) ۳ بیت ۲) ۱۶ بیت ۳) ۸ بیت ۴) اطلاعات کافی نیست.

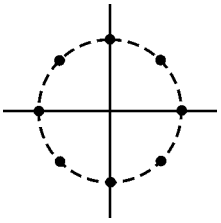
۱۸- در مدولاسیون ASK کدام مؤلفه تغییر پیدا می‌کند؟

۱) فاز ۲) فرکانس ۳) دوره تناوب ۴) دامنه

---

khalilifar.ir

۱۹- شکل زیر کدام نوع مدولاسیون را نشان می‌دهد؟



۱) ۸ PSK
۲) ۲ QAM
۳) ۲ PSK
۴) ۴ QAM

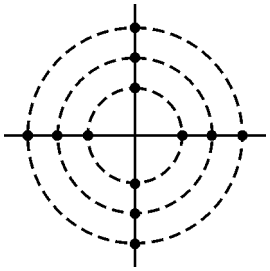
۲۰- در روش مدولاسیون QAM کدام مؤلفه ثابت است؟

۱) دامنه ۲) فرکانس ۳) فاز ۴) فاز و دامنه

۲۱- در دیاگرام فلکی ..... نمایش داده نمی‌شود.

۱) فرکانس ۲) فاز ۳) دامنه ۴) سیگنال

۲۲- شکل زیر کدام مدولاسیون را مشخص می‌کند؟



۱) FSK
۲) ASK
۳) QAM
۴) PSK

۲۳- با استفاده از روش QAM ۸ می‌توان با هر سیگنال ..... بیت را منتقل کرد.

۱) ۸ ۲) ۶ ۳) ۴ ۴) ۳

۲۴- در فیبرهای نوری از چه نوع مالتی پلکسینگ استفاده می‌شود؟

۱) FDM ۲) TDM ۳) WDM ۴) STDM

۲۵- در مالتی پلکسینگ ..... از ظرفیت کانال استفاده بهینه نمی‌شود ولی با روش ..... این عیب برطرف می‌شود.

۱) STDM ،TDM ۲) WDM، TDM ۳) FDM، WDM ۴) TDM ، FDM

۲۶- در کدام روش مالتی پلکسینگ در هر لحظه فقط یک فرستنده می‌تواند اطلاعات خود را ارسال کند؟

۱) WDM ۲) TDM ۳) FDM ۴) گزینه‌های (۱) و (۳)

---

khalilifar.ir

۲۷- یک دیاگرام فلکی با مجموعه نقاط $\{(1,0),(0,1),(-1,0),(0,-1)\}$ موجود است تعیین کنید این دیاگرام چه مدولاسیونی را مشخص می‌کند؟

۱) PSK ۲) QAM ۳) ASK ۴) FSB

۲۸- دستگاه‌های بی‌سیم در کانال‌های نوع ..... کار می‌کنند.

۱) Simplex ۲) Full duplex ۳) Half duplex ۴) هیچکدام

۲۹- کدام گزینه از مزایای فیبر نوری محسوب نمی‌شود؟

۱) امنیت بالا
۲) عدم وجود تأخیر انتشار
۳) پهنای باند بالا
۴) عدم نویزپذیری

۳۰- مدولاسیون QAM ترکیبی از کدام دو روش است؟

۱) ASK ،PSK
۲) ASK ،FSK
۳) FSK ،PSK
۴) گزینه‌های (۱) و (۲)

۳۱- در مدولاسیون 4PSK به ازای هر سیگنال ..... منتقل می‌شود.

۱) ۱ بیت ۲) ۴ بیت ۳) ۲ بیت ۴) ۸ بیت

۳۲- مزیت ارسال موازی داده‌ها نسبت به ارسال سریالی داده‌ها چیست؟

۱) سرعت بیشتر
۲) هزینه کمتر
۳) خطاپذیری کمتر
۴) سهم‌بندی راحت‌تر

۳۳- مزیت ارسال سریالی داده‌ها نسبت به ارسال موازی داده‌ها چیست؟

۱) نویزپذیری کمتر ۲) اتصال‌گرا بودن ۳) هزینه کمتر ۴) هیچکدام

۳۴- منظور از فاصله بیتی چیست؟

۱) فاصله بین بیت‌های ارسالی
۲) مقدار بایت‌های ارسالی
۳) زمان لازم برای ارسال یک بیت
۴) زمان لازم برای ارسال بیت‌های متوالی

۳۵- کدام گزینه ویژگی روش STDM را بیان می‌کند؟

۱) سرعت بالا
۲) استفاده بهینه از کانال ارتباطی
۳) عدم نویزپذیری
۴) گزینه‌های (۱) و (۳)

۳۶- پهنای باند کدام رسانه انتقال بیشتر است؟

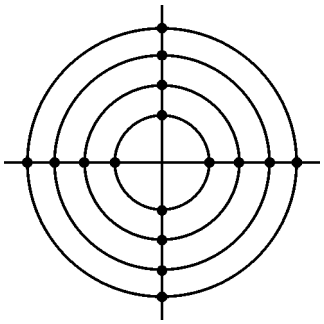
۱) فیبر نوری ۲) کابل کواکسیال ۳) کابل STP ۴) کابل Cat5

---

khalilifar.ir

۳۷- در شکل زیر baud rate را محاسبه کنید؟

bit rate = ۸۰۰



۱) ۴
۲) ۳۲۰۰
۳) ۸۰۰
۴) ۲۰۰

۳۸- یک کانال دارای ظرفیت ۳۶kbps است. حال اگر بخواهیم ۶ کانال را که ظرفیت هرکدام ۱۰kbps است، روی آن با روش TDM مالتی پلکس کنیم، از چند درصد ظرفیت هر کانال استفاده می‌شود؟

۱) ٪۴۰ ۲) ٪۶۰ ۳) ٪۳۰ ۴) ٪۸

۳۹- در ارتباطات رادیوئی کدام نوع مالتی پلکسینگ استفاده می‌شود؟

۱) STDM ۲) FDM ۳) STDM ،TDM ۴) STDM ،FDM

۴۰- با افزایش پهنای باند:

۱) سرعت انتقال بیشتر می‌شود.
۲) حجم داده‌های ارسالی بیشتر می‌شود.
۳) نویزپذیری کمتر می‌شود.
۴) گزینه‌های (۲) و (۳)

۴۱- کدام رابطه زیر صحت اجرائی دارد؟

۱) $\lambda = \frac{C}{F}$ ۲) $C = \frac{\lambda}{F}$ ۳) $\lambda = \frac{C}{F}$ ۴) $F = \lambda C$

---

khalilifar.ir

پاسخ تست‌های تألیفی فصل دوم

۱- گزینه (۱) صحیح است.

۲- گزینه (۲) صحیح است.

۳- گزینه (۳) صحیح است.

$$SNR = ۱۰\log_{۱۰}\frac{S}{N} \Rightarrow ۲۰ = ۱۰\log_{۱۰}\frac{S}{N} \Rightarrow \frac{S}{N} = ۱۰^{۲} = ۱۰۰$$

$$R = W\log_{۱۰}(۱+\frac{S}{N}) \Rightarrow R = ۳\log_{۲}(۱+۱۰۰) = ۳\log_{۱۰}۱۰۱ = ۳\times(\approx ۷) \approx ۲۱\ MHz$$

۴- گزینه (۱) صحیح است.

۵- گزینه (۴) صحیح است.

$$R = ۲H\log_{۲}^{M} = ۲\times۴\log_{۲}^{۴} = ۱۶\ Mbps$$

۶- گزینه (۲) صحیح است.

۷- گزینه (۴) صحیح است.

۸- گزینه (۳) صحیح است.

۹- گزینه (۲) صحیح است.

۱۰- گزینه (۴) صحیح است.

۱۱- گزینه (۱) صحیح است.

۱۲- گزینه (۲) صحیح است.

۱۳- گزینه (۴) صحیح است.

پهنای باند = حد بالای فرکانس - حد پائین فرکانس = ۱۰۰۰ - ۲۰۰ = ۸۰۰Hz

---

۱۴- گزینه (۲) صحیح است.

در این شکل فرکانس برابر ۴ می‌باشد پس: $T = \frac{۱}{F} = \frac{۱}{۴} = ۰/۲۵$ ثانیه

---

khalilifar.ir

۱۵- گزینه (۳) صحیح است.

۱۶- گزینه (۴) صحیح است.

۱۷- گزینه (۱) صحیح است.

وقتی bau drate=۴ یعنی در هر ثانیه ۴ سیگنال ارسال می‌شود و اگر bit rate=۱۲ باشد بدین معناست که در هر ثانیه ۱۲ بیت ارسال می‌شود، بنابراین:

۴ سیگنال	۱۲ بیت	
۱ سیگنال	x	$\Rightarrow 4x = 12 \Rightarrow x = 3$

یعنی هر سیگنال ۳ بیت داده را منتقل می‌کند.

۱۸- گزینه (۴) صحیح است.

۱۹- گزینه (۱) صحیح است.

همانطور که در شکل مشهود ۸ سطح سیگنال داریم که همگی دارای دامنه یکسان هستند، یعنی فاصله تمام نقاط توپر از مبدأ مختصات یکسان است ولی فاز آنها یعنی زاویه‌ای که با محور x ها می‌سازند متفاوت است، پس دامنه یکسان، فاز متفاوت و ۸ سیگنال به معنی psk ۸ است.

۲۰- گزینه (۲) صحیح است.

۲۱- گزینه (۱) صحیح است.

۲۲- گزینه (۳) صحیح است.

در شکل ۱۲ سیگنال دیده می شود که نقاط مربوط به هر دایره دارای دامنه یکسان هستند ولی هر دایره با دایره دیگر دامنه‌اش متفاوت است پس ۳ دامنه متفاوت داریم و همچنین ۴ فاز متفاوت. پس شکل متعلق به مدولاسیون QAM است.

۲۳- گزینه (۴) صحیح است.

تعداد بیت‌ها در هر سیگنال $= \log_2^M = \log_2^8 = 3$

۲۴- گزینه (۳) صحیح است.

۲۵- گزینه (۱) صحیح است.

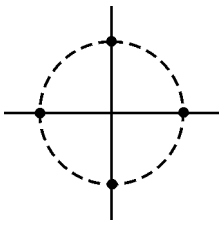
۲۶- گزینه (۲) صحیح است.

---

khalilifar.ir

۲۷- گزینه (۱) صحیح است.

نمودار فلکی مجموعه به صورت شکل مقابل است :



همانطور که در شکل می‌بینید دارای یک دامنه و ۴ فاز متفاوت است پس نمودار متعلق به PSK است.

۲۸- گزینه (۳) صحیح است.

۲۹- گزینه (۲) صحیح است.

تأخیر انتشار در تمامی رسانه‌های انتقال وجود دارد.

۳۰- گزینه (۱) صحیح است.

۳۱- گزینه (۳) صحیح است.

تعداد بیت‌ها در هر سیگنال $= \log_2^M = \log_2^4 = 2$

۳۲- گزینه (۱) صحیح است.

۳۳- گزینه (۳) صحیح است.

۳۴- گزینه (۳) صحیح است.

۳۵- گزینه (۲) صحیح است.

۳۶- گزینه (۱) صحیح است.

۳۷- گزینه (۴) صحیح است.

شکل فوق دارای ۱۶ سیگنال است و باتوجه به bit rate=۸۰۰، تعداد بیت‌هایی که در هر سیگنال منتقل می‌شوند برابر است با $\log_2^{16} = 4$، پس baud rate عبارتست از:

$$\text{baud rate} = \frac{800}{4} = 200$$

---

khalilifar.ir

۳۸- گزینه (۲) صحیح است.

اگر بخواهیم ۶ کانال را روی کانال با ظرفیت ۳۶kbps منتقل کنیم به هر کانال $\frac{۳۶}{۶} = ۶kbs$ ظرفیت تعلق می‌گیرد پس درصد استفاده برابر است با:

$$\frac{۶}{۱۰} \times ۱۰۰٪ = ۶۰٪$$

۳۹- گزینه (۲) صحیح است.

۴۰- گزینه (۲) صحیح است.

۴۱- گزینه (۱) صحیح است.

---

khalilifar.ir

۳ لایه پیوند داده

همانطور که در فصل قبل بیان شد. لایه فیزیکی در سمت فرستنده داده‌های دریافتی از لایه پیوند داده را بدون توجه به محتوا و از طریق کانال انتقال به صورت بیت به بیت به سمت گیرنده ارسال می‌کند و لایه فیزیکی گیرنده با دریافت داده‌ها، آنها را بدون توجه به محتوا به لایه پیوند داده تحویل می‌دهد. در واقع لایه فیزیکی وظیفه دارد داده‌هایی که لایه پیوند داده مشخص می‌کند، ارسال کند.

قبل از ارسال اطلاعات، لایه پیوند داده، آدرس فیزیکی مقصد را مشخص می‌کند تا داده‌ها از طریق کانال انتقال (لایه فیزیکی) به این آدرس ارسال شوند. همانطور که گفته شد، داده به شکل بیت‌های پشت سرهم ارسال می‌شوند، از وظایف لایه پیوند داده تعیین ابتدا و انتهای هر فریم است یعنی به شکلی مرز ابتدا و انتهای فریم، علامت‌گذاری شود، به این دلیل که لایه پیوند سمت گیرنده بتواند محدوده یک فریم را در بیت‌های دریافتی تشخیص دهد. به این وظیفه لایه پیوند داده، فریم‌بندی گفته می‌شود.

از دیگر وظایف لایه پیوند، قرار دادن آدرس فیزیکی در فریم اطلاعاتی، کنترل خطا، کنترل جریان و مدیریت کانال انتقال می‌باشد که در ادامه فصل به طور مفصل توضیح داده می‌شود، در کل لایه پیوند داده به دو زیر لایه MAC (Control Media Access) و LLC (Logical Link Control) تقسیم می‌شود. زیر لایه MAC وظیفه قرار دادن آدرس فیزیکی در فریم اطلاعاتی، فریم‌بندی، کنترل خطا، کنترل جریان و مدیریت کانال انتقال را بر عهده دارد. زیر لایه LLC نیز وظیفه دارد ارتباط بین دو ایستگاه در حال انتقال اطلاعات را مدیریت کند و لایه فیزیکی و توپولوژی استفاده شده را از لایه بالاتر یعنی لایه شبکه مخفی کند و به لایه شبکه خدمات ارائه دهد.

توجه: همواره هر لایه به لایه بالاتر از خود سرویس و خدمات ارائه می‌دهد.

در ادامه به تحلیل وظایف لایه پیوند داده می‌پردازیم.

khalilifar.ir

وظیفه اول، تعیین نحوه ارتباط بین ایستگاه مبدأ و مقصد

همانطور که بیان شد زیر لایه LLC وظیفه دارد به لایه شبکه (لایه بالاتر) خدمات ارائه نماید. در این راستا زیر لایه LLC وظیفه دارد چگونگی ارتباط بین ایستگاه مبدأ و مقصد را مدیریت کند. برای این امر سه روش وجود دارد که بررسی می‌کنیم.

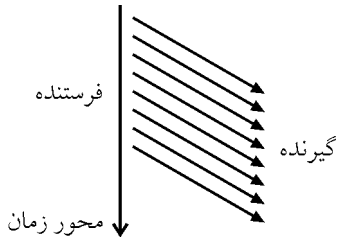
۱- سرویس بدون اتصال و بدون دریافت پیغام پاسخ از گیرنده
(Connection less without Acknowledge)

منظور از بدون اتصال این است که دو ایستگاه فرستنده و گیرنده قبل از شروع انتقال، با هم اطلاعات کنترلی رد و بدل نمی‌کنند، در واقع فرستنده قبل از ارسال، روشن یا خاموش بودن و یا آمادگی ایستگاه گیرنده برای دریافت داده را بررسی نمی‌کند.

پیغام پاسخ (ACK)، پیغامی است که لایه پیوند داده ایستگاه گیرنده بعد از دریافت هر فریم برای فرستنده ارسال می‌کند. دریافت بدون خطای فریم (تأکید بر ارسال فریم بعدی) و یا دریافت خطادار فریم (تأکید بر ارسال دوباره فریم قبلی) در پیغام پاسخ ذکر می‌شود.

در این سرویس ابتدا هیچ اتصالی برقرار نمی‌شود و فرستنده بدون انتظار برای پیغام پاسخ، اطلاعات را به شکل فریم‌های متوالی به سمت گیرنده ارسال می‌کند. در این صورت اگر ایستگاه گیرنده، از ابتدا خاموش باشد و یا آمادگی برای دریافت داده نداشته باشد و یا اطلاعات ارسالی در بین مسیر دچار خطا شوند و یا به هر دلیلی به دست گیرنده نرسند، ایستگاه فرستنده متوجه نخواهد شد.

با توجه به توضیحات بال، این روش در مقابل رخداد خطا به هیچ عنوان قابل اعتماد نیست و بهتر است از رسانه‌هایی که خطای انتقال کمتری دارند مانند فیبر نوری در این روش استفاده شود. به این علت که فرستنده منتظر پاسخ (ACK) نمی‌ماند و پشت سرهم داده‌ها را ارسال می‌کند ، نرخ انتقال در این سرویس بالا می‌رود و این سرویس را برای سیستم‌های بی‌درنگ مناسب می‌کند. به شکل زیر توجه کنید:

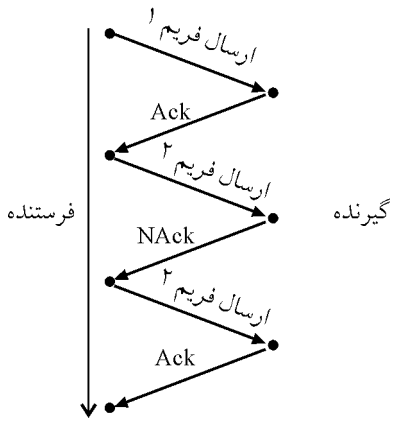


شکل بالا نمایش دیاگرام زمانی سرویس بدون اتصال و بدون دریافت پیغام پاسخ است. در این دیاگرام جهت انتقال اطلاعات با فلش مورب نشان داده شده است. در واقع مورب بودن آن، نمایشی از پدیده تأخیر انتشار می‌باشد که زمان دریافت مدتی بعد از ارسال است. محور زمان نیز به شکل عمودی و در جهت پایین نشان داده می‌شود.

khalilifar.ir

۲- سرویس بدون اتصال، همراه با دریافت پاسخ از گیرنده
(Connection less with Acknowledge)

در این سرویس فرستنده بدون برقراری اتصال شروع به ارسال فریم‌های داده می‌کند، اما بعد از ارسال هر فریم منتظر پیغام پاسخ از طرف گیرنده می‌ماند. در صورتی که پاسخ تصدیق (ACK) دریافت کند، فریم بعدی را ارسال خواهد کرد و اگر پاسخ عدم تصدیق (NACK) دریافت کند، آخرین فریم ارسالی را دوباره ارسال خواهد کرد. در صورتی که تا مدت مشخص از طرف گیرنده پاسخی دریافت نشود، فرستنده دوباره اقدام به ارسال آخرین فریم خواهد کرد.
این روش به علت استفاده از پیغام‌های پاسخ، قابلیت اطمینان بالایی نسبت به روش قبلی دارد و برای کانال های انتقال نویزپذیر، مناسب می‌باشد. با توجه به انتظار فرستنده برای دریافت پیغام پاسخ مناسب، نرخ انتقال در این روش پایین است. شکل زیر دیاگرام زمانی این سرویس را نشان می‌دهد.

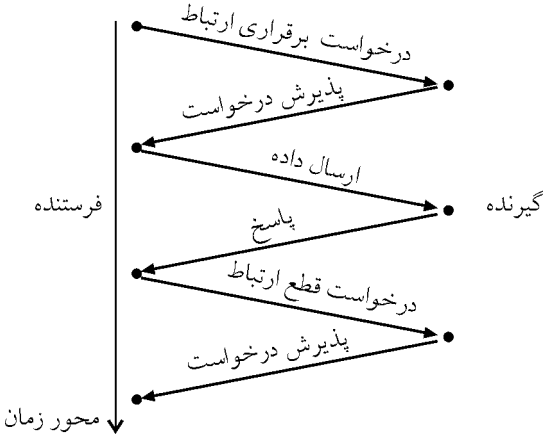


توجه کنید که در شکل بالا منظور از ACK، پاسخ تصدیق (دریافت بدون خطا) یا Acknowledge است و منظور از NACK پاسخ عدم تصدیق (دریافت خطادار) یا Not Acknowledge می‌باشد.

۳- سرویس اتصال‌گرا (Connection Oriented)
در این سرویس قبل از ارسال اطلاعات، عمل اتصال اولیه و ارسال پیغام‌های کنترلی بین فرستنده و گیرنده انجام می‌شود. بعد از اینکه فرستنده از آمادگی گیرنده برای دریافت اطلاعات اطمینان حاصل کرد، شروع به ارسال اطلاعات می‌کند. گیرنده با دریافت هر فریم، پاسخ مناسبی مبنی بر دریافت بدون خطا یا خطادار فریم را برای فرستنده ارسال می‌کند. فرستنده بعد از دریافت پیغام تصدیق، فریم بعدی را ارسال خواهد کرد و در صورت عدم تصدیق، فریم قبلی را دوباره برای گیرنده خواهد فرستاد. بعد از اتمام اطلاعات ارسالی، در انتها دو ایستگاه اتصال خود را قطع می‌کنند. این روش بسیار قابل اطمینان است و برای انتقال فایل استفاده می‌شود. همچنین نرخ انتقال در این سرویس از روش‌های قبلی پایین‌تر است. شکل زیر دیاگرام زمانی این سرویس را

khalilifar.ir

نمایش می‌دهد.

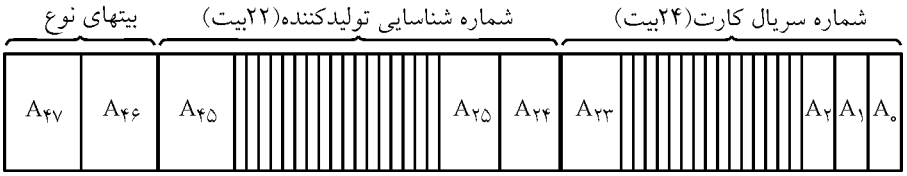


وظیفه دوم، قرار دادن آدرس فیزیکی در فریم اطلاعاتی

آدرس MAC

در شبکه‌های محلی برای انتقال اطلاعات و برقراری ارتباط بین ایستگاه‌ها هر کارت شبکه دارای یک آدرس سخت‌افزاری یکتا و منحصر به فرد در دنیا می‌باشد که درون ROM کارت شبکه ذخیره شده و هویت یک ایستگاه را مشخص می‌کند. به این آدرس، آدرس MAC یا آدرس فیزیکی نیز گفته می‌شود. هر گاه ایستگاهی اقدام به ارسال فریمی نماید، لایه پیوند داده در ایستگاه فرستنده، آدرس فیزیکی مبدأ و مقصد را در فیلد « آدرس مبدأ» و «آدرس مقصد» از فریم قرار داده و برای عمل ارسال به لایه فیزیکی تحویل می‌دهد.

همانطور که در شکل زیر مشاهده می‌کنید، آدرس فیزیکی ۴۸ بیتی و شامل ۱۲ عدد در مبنای شانزده می‌باشد و از سه بخش تشکیل شده است:



- بیت‌های A_0 تا A_{23} شماره‌ی سریال کارت شبکه را نشان می‌دهد. تولید کننده‌ی کارت شبکه، این بخش از شماره را به دلخواه انتخاب و در درون کارت شبکه تنظیم می‌کند. هیچ دوکارت شبکه‌ی تولید یک کارخانه، دارای شماره سریال یکسان نیستند.
- بیت‌های A_{24} تا A_{45} شماره شناسایی کارخانه‌ی تولید کننده‌ی کارت شبکه را مشخص می‌کند. از آن جایی که این شماره یکتاست می‌توان مطمئن بود که هیچ دو کارت شبکه‌ای در دنیا آدرس مشابهی نخواهند داشت. هر تولید کننده‌ای که بخواهد اقدام به تولید کارت شبکه‌ی

khalilifar.ir

اترنت کند، می‌تواند با مرکزی در کالیفرنیا که اکنون تحت مدیریت IEEE است مکاتبه کرده و برای خود یک شناسه‌ی منحصر به فرد دریافت کند.

- بیت $A_{۴۶}$ (مجاور بیت پُر ارزش) سراسری یا محلی بودن آدرس را مشخص می‌کند. اگر این بیت صفر باشد بدین معناست که این آدرس توسط مدیر شبکه‌ی محلی تعیین شده و در خارج از شبکه هیچ ارزشی ندارد. اگر این بیت به یک تنظیم شده باشد بیانگر آن است که این آدرس توسط IEEE به ثبت رسیده و اعتبار جهانی دارد.

قبل از آنکه پر ارزش‌ترین بیت آدرس یعنی $A_{۴۷}$ را توضیح دهیم اشاره به نکاتی در خصوص آدرس دهی در شبکه‌های محلی اهمیت حیاتی دارد، در شبکه‌های محلی یک فریم را می‌توان به دو شکل ارسال کرد:

آدرس تک پخش (Unicast Address)

بدین معنا که گیرنده‌ی فریم یک ایستگاه واحد است. (فرستنده یکی و گیرنده یکی). پُر ارزش‌ترین بیت (یعنی $A_{۴۷}$) در آدرس‌های تک پخشی الزاماً صفر است.

آدرس پخش همگانی (Broad cast Address)

بدین معنا که گیرنده‌ی فریم تمامی ایستگاه‌های متصل به کانال خواهند بود. اگر تمام بیت‌های فیلد آدرس مقصد به ۱ تنظیم شده باشند تمام ایستگاه‌ها فریم را از روی کانال دریافت کرده و آن را پردازش خواهند کرد. در برخی از کاربردها استفاده از این آدرس اهمیت حیاتی دارد.

اگر بخواهیم دو پاراگراف فوق را به بیانی دیگر تکرار کنیم یک ایستگاه در شبکه‌ی محلی، در دو حالت ممکن است فریمی را از روی کانال برداشته و پردازش کند: (الف) در فیلد آدرس مقصد از فریم، آدرس فیزیکی خود را ببیند. (ب) در فیلد آدرس مقصد، تمام بیت‌ها ۱ باشد.

فرمت استاندارد آدرس فیزیکی از شش بایت تشکیل شده است و اغلب در نمایش آن‌ها تمایز مرز بایت‌ها با یک خط تیره یا نقطه مشخص می‌شود. به عنوان مثال دو آدرس زیر نمایش آدرس‌های فیزیکی هستند:

آدرس تک پخشی 07 - 01 - 02 - A1 - 2C - 4B

آدرس پخش همگانی FF - FF - FF - FF - FF – FF

☜ ***نکته:*** شرحی که برای آدرس فیزیکی ارائه کردیم، برای تمامی شبکه‌هایی که توسط IEEE استانداردسازی شده صادق است. به عنوان نمونه شبکه‌های محلی اترنت، حلقه و بی‌سیم wifi نیز به همین ترتیب آدرس دهی شده‌اند. به این آدرس‌ها در عبارتی عام، آدرس‌های IEEE می‌گویند.

khalilifar.ir

کد شناسایی برخی تولید کنندگان مشهور کارت شبکه:

شرکت سازنده	کد شناسایی		
Cisco	00	00	OC
Intel	00	55	0C
D-Link	00	80	C7
Apple	08	00	07
IBM	10	00	5A

لایه پیوند داده در ایستگاه فرستنده، آدرس فیزیکی خود و آدرس فیزیکی مقصد را در فریم داده قرار داده و برای عمل ارسال به لایه فیزیکی تحویل می‌دهد. در سمت گیرنده با دریافت فریم داده، پیغام تصدیق به آدرس مبدأ که در فریم داده ذکر شده است، ارسال خواهد شد.

وظیفه سوم، فریم‌بندی

همانطور که می‌دانید اطلاعات توسط فرستنده در رسانه انتقال به شکل بیت‌های پشت سر هم ارسال می‌شوند و همچنین می‌دانیم که هر لایه به اطلاعات دریافتی از لایه بالاتر، اطلاعات کنترلی خاص خود را می‌افزاید و واحد داده‌ی پروتکل مخصوص به خود را می‌سازد. واحد داده لایه پیوند داده فریم نام دارد و لایه فیزیکی فریم را از لایه پیوند داده گرفته و بیت به بیت منتقل می‌کند. در سمت گیرنده لایه فیزیکی بیت‌های دریافتی را به لایه پیوند داده تحویل می‌دهد اما لایه پیوند داده باید بتواند ابتدا و انتهای داده‌های دریافتی یعنی محدوده‌ی یک فریم را مشخص کند تا اطلاعات کنترلی خود را از آن حذف کند و داده را به لایه‌ی بالاتر تحویل نماید.

فریم‌بندی یعنی لایه پیوند داده فرستنده، اطلاعات را در یک قالب مشخص و مورد توافق فرستنده و گیرنده قرار بدهد که بتوان مرز ابتدا و انتهای آن را طبق توافق به راحتی مشخص نمود. فریم‌بندی در شبکه‌های کامپیوتری به روش‌های زیر انجام می‌شود:

۱- درج فاصله زمانی (سنکرون)

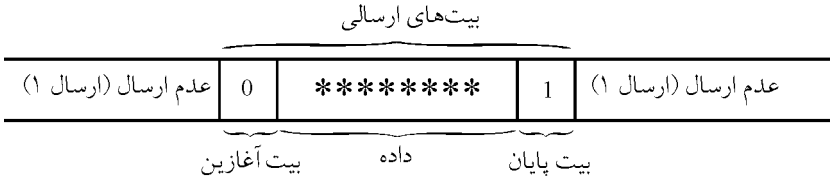
در این روش فرستنده و گیرنده فواصل زمانی خاصی را برای ارسال فریم‌های داده انتخاب می‌کنند و گیرنده بیت‌های دریافتی در این زمان‌ها را به عنوان فریم می‌شناسد. مشکل این روش این است که همزمان کردن زمان و ساعت دو ایستگاه به سادگی انجام نمی‌شود. این روش به علت وجود مشکلات مطرح شده، در شبکه‌های فعلی استفاده نمی‌شود و منسوخ شده است.

۲- استفاده از بیت‌های کنترلی (روش آسنکرون یا ناهمزمان)

با توجه به نام این روش، متوجه خواهید شد که این روش نیازی به همزمان سازی دو ایستگاه فرستنده و گیرنده ندارد بلکه با قرار دادن یک الگوی بیتی، شروع و پایان داده‌ها را مشخص می‌کند. در این روش فرستنده هر زمانی می‌تواند ارسال را آغاز کند و نیازی به فواصل زمانی

khalilifar.ir

ندارد. عمل ارسال در این روش به صورت زیر است:
عدم ارسال در این روش با ارسال مقدار یک باینری انجام می‌شود یعنی عدم ارسال داده با ارسال مداوم یک باینری مشخص می‌شود. وقتی فرستنده قصد ارسال داده دارد یک بیت صفر (بیت آغازین) و پشت سر آن یک بایت داده ارسال می‌کند در پایان هر بایت داده نیز یک یا دو بیت با مقدار یک باینری (بیت پایان) به نشانه اتمام یک بایت ارسال می‌کند البته بر طبق توافق ممکن است بعد هر بایت یک بیت توازن (در آینده توضیح داده می‌شود) ارسال شود.
فرستنده برای ارسال هر بایت مراحل گفته شده را اجرا می‌کند. گیرنده از بیت‌های دریافتی صفر اول و یک آخر را دور می‌ریزد و بقیه را به عنوان داده می‌شناسد. به شکل زیر توجه کنید:



همانطور که گفته شد برای ارسال هر هشت بیت داده (یک بایت) در این روش حداقل ده بیت ارسال می‌شود که دو بیت آن مربوط به بیت‌های آغاز و پایان که بیت‌های کنترلی هستند، می‌باشد و مابقی داده‌ی اصلی هستند، پس در واقع برای ارسال هر هشت بیت داده دو بیت اضافی ارسال می‌شود که باعث سربار و پایین آمدن کارآیی ارسال خواهد شد. برای بدست آوردن درصد سرباری بیت‌های کنترلی از فرمول استفاده می‌شود:

$$\text{درصد سرباری} = \frac{\text{مقدار اطلاعات غیر مفید (کنترلی) ارسالی}}{\text{مقدار اطلاعات غیر مفید (کنترلی)} + \text{مقدار اطلاعات مفید (داده)}} \times ۱۰۰$$

منظور از مقدار اطلاعات غیر مفید، تعداد بیت‌های ارسالی برای آغاز، پایان و یا بیت توازن می‌باشد. در واقع هر اطلاعاتی که اجباراً به داده اصلی اضافه و برای عملیات کنترلی استفاده می‌شوند ، «اطلاعات غیر مفید» نام دارند.

مثال: اگر سیستمی از روش آسنکرون برای ارسال اطلاعات استفاده کند و با هر بایت داده، یک بیت آغازین، دو بیت پایانی ارسالی نماید، درصد سرباری را برای این روش بدست آورید.

$$\text{درصد سرباری} = \frac{۳}{۸+۳} \times ۱۰۰ = ۲۷/۲۷\%$$

مثال : در انتقال آسنکرون، اگر برای ارسال هر ۸ بیت، یک start bit، یک stop bit و یک parity bit استفاده شود، برای ارسال ۲KB داده، چند بیت باید ارسال شود؟

پاسخ: به ازای هر کاراکتر ۸ بیتی، ۳ بیت (بیت شروع، بیت پایان و بیت پریتی) افزونگی داریم:

khalilifar.ir

داده اصلی	داده کنترلی
۸	۳
۲×۱۰۲۴×۸	x

$$\rightarrow \quad x=\frac{۳\times۲\times۱۰۲۴\times۸}{۸}=۶\times۱۰۲۴ \text{ بیت}$$

حال برای تبدیل به کیلوبایت داریم:

$$\frac{۶\times۱۰۲۴}{۸\times۱۰۲۴}=۰/۷۵\,KB$$

بنابراین حجم کل داده ارسالی (داده اصلی + داده کنترلی) برابر مقدار زیر خواهد بود:

$$۲\,KB+۰/۷۵\,KB=۲/۷۵\,KB$$

۳- روش سنکرون بایت گرا

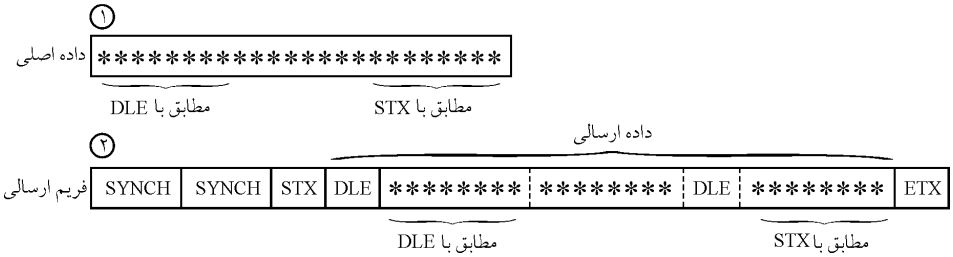
همانطور که توضیح داده شد در روش «استفاده از بیت‌های کنترلی» فریم داده‌ها به صورت بایت به بایت ارسال می‌شوند، در این صورت با استفاده از بیت‌های کنترلی، سربار داده در یک فریم بسیار زیاد می‌شود و توان عملیاتی و پهنای باند رسانه انتقال به هدر می‌رود، برای حل این مشکل از روش سنکرون (همزمان) بایت‌گرا استفاده می‌شود. در این روش در هر بار ارسال یک فریم داده انتقال می‌یابد و برای فریم‌بندی این داده‌ها از چهار بایت کنترلی به نام‌های STX، ETX، DLE و SYNCH به شرح زیر استفاده می‌شود.

هرگاه فرستنده قصد ارسال داده داشته باشد، یک یا چند بایت SYNCH برای گیرنده ارسال می‌کند، بایت کنترلی SYNCH مجموعه‌ای از هشت بیت صفر و یک متوالی می‌باشد که در واقع پالس ساعت فرستنده را به گیرنده می‌دهد، این عمل باعث می‌شود که عمل همزمان سازی به خوبی انجام شود و گیرنده در زمان مناسب آماده دریافت بیت‌های داده باشد. حال فرستنده قصد دارد داده‌ها را ارسال کند، برای اینکه شروع شدن ارسال داده را به گیرنده اطلاع دهد، یک بایت STX (start of text) برای گیرنده می‌فرستد و بعد داده‌های خود را ارسال می‌کند.

در پایان نیز برای نشان دادن اتمام ارسال داده، یک بایت ETX (End of text) ارسال می‌کند.

اگر در متن داده اصلی، بایتی مطابق با بایت‌های کنترلی وجود داشته باشد، برای اینکه ایستگاه گیرنده دچار اشتباه نشود (بایت داده را از بایت کنترلی تشخیص ندهد) باید قبل از بایت داده مذکور در داده اصلی، یک بایت کنترلی DLE (Data Link Eskape) اضافه کرد. گیرنده با دریافت هر بایت کنترلی DLE، آن را حذف کرده و بایت بعد از آن را که حتماً مطابق با یکی از بایت‌های کنترلی (DLE , ETX , STX , SYNCH) است، به عنوان بایت داده می‌شناسد. به شکل زیر توجه کنید.

khalilifar.ir



مثال: در شبکه‌ای که فرستنده و گیرنده آن از روش سنکرون بایت‌گرا استفاده می‌کنند؟ گیرنده کد زیر را دریافت می‌کند.

(SYNCH)(STX)(A)(DLE)(ETX)(B)(DLE)(DLE)(DLE)(STX)(C)(DLE)(DLE)(DLE)(DLE)(ETX)

داده اصلی را محاسبه نمایید:

پاسخ: فرم استاندارد داده اصلی و داده کنترلی در روش سنکرون بایت گرا به صورت زیر است:

(SYNCH)(STX)(DATA)(ETX)

بنابراین اطلاعات مابین STX ابتدایی و ETX انتهایی، مربوط به بخش داده اصلی است.

مطابق الگوریتم، گیرنده در صورتی که به یک DLE رسید آن را حذف و در صورتی که به دو DLE رسید، اولی را حذف و دومی را به عنوان داده اصلی نگهداری می‌کند. با حذف DLEهای کنترلی، داده اصلی به صورت زیر خواهد بود:

(A)~~(DLE)~~(ETX)(B)~~(DLE)~~(DLE)~~(DLE)~~(STX)(C)~~(DLE)~~(DLE)~~(DLE)~~(DLE)

داده اصلی:

(A)(ETX)(B)(DLE)(STX)(C)(DLE)(DLE)

☜ ***نکته:*** توجه داشته باشید که مراحل بالا به طور مجزا برای هر فریم داده اجرا می‌شود.

توجه: در این روش نیز مانند روش آسنکرون برای محاسبه درصد سرباری از رابطه زیر استفاده می‌شود.

$$\text{درصد سرباری} = \frac{\text{مقدار اطلاعات غیر مفید (کنترلی) ارسالی}}{\text{مقدار اطلاعات غیر مفید (کنترلی)} + \text{مقدار اطلاعات مفید (داده)}} \times ۱۰۰$$

البته با توجه به ماهیت روش سنکرون بایت گرا، می‌توان واحد اطلاعات در رابطه بالا را بایت در نظر گرفت.

مثال: در ارسال یک فایل داده با حجم 1MB، با تکنیک آسنکرون برای هر بایت داده یک بیت start bit و یک بیت stop bit ارسال می‌شود. این در حالی است که برای ارسال این داده با تکنیک سنکرون بایت گرا، یک بایت STX در ابتدا و یک بایت ETX در انتها ارسال می‌شود. با فرض اینکه

khalilifar.ir

در روش سنکرون بایت‌گرا، احتمال اینکه هر بایت داده یکی از کاراکترهای کنترلی باشد $\frac{۳}{۲۵}$ است، مقدار سربار این دو روش را محاسبه کنید:

پاسخ: روش آسنکرون:

$$\frac{\overbrace{۱}^{\text{start Bit}} + \overbrace{۱}^{\text{stop Bit}}}{\underbrace{۱}_{\text{start Bit}} + ۸\,\text{Bit Data} + \underbrace{۱}_{\text{stop Bit}}} = \frac{۲}{۱۰} = ۲۰\%$$

روش سنکرون:

$$\frac{۳}{۲۵}\,\text{over Head} \rightarrow \begin{matrix}\text{Data} & \text{DLE} \\ ۲۵ & ۳ \\ ۱۰^{۶} & x\end{matrix} \rightarrow x = ۱۲\times۱۰^{۴}\ \text{Byte DLE}$$

$$\frac{\overbrace{۱}^{\text{SYCH}} + \overbrace{۱}^{\text{STX}} + \overbrace{۱۲\times۱۰^{۴}}^{\text{DLE}} + \overbrace{۱}^{\text{ETX}}}{\underbrace{۱}_{\text{SYCH}} + \underbrace{۱}_{\text{STX}} + \underbrace{۱۲\times۱۰^{۴}}_{\text{DLE}} + \underbrace{۱۰^{۶}}_{\text{File}} + \underbrace{۱}_{\text{EXT}}} \cong ۱۱\%$$

۴- روش سنکرون بیت‌گرا، استفاده از پروتکل HDLC (پرچم و جایگزینی بیت)

در این روش داده‌ها به صورت رشته‌ای از بیت‌ها که ابتدا و انتهای آن با یک پرچم به صورت 01111110 مشخص شده است، ارسال می‌شوند. در صورتی که در داده اصلی بایتی به شکل 01111110 وجود داشته باشد، گیرنده این بایت را به عنوان پرچم پایانی در نظر می‌گیرد و این اشتباه باعث خرابی در داده های دریافتی می‌شود. برای حل این مشکل از روش جایگزینی بیت یا اضافه کردن بیت (bit stuffing) استفاده می‌شود به این صورت که فرستنده در متن داده اصلی یک بیت صفر بعد از هر پنج بیت متوالی یک اضافه می‌کند تا به هیچ عنوان شش بیت متوالی یک در متن داده اصلی وجود نداشته باشد. در سمت گیرنده لایه پیوند داده بعد از دریافت داده ارسالی و حذف بایت‌های پرچم، بیت‌های صفر اضافه شده را نیز حذف می‌کند (Bit Destuffing) به شکل زیر توجه کنید:

الف) درج بیت در فرستنده

داده اصلی

0110111111111100

بعد از فریم بندی و اضافه کردن بیت

$$\underbrace{01111110}_{\text{پرچم}}0110111110\underline{0}11111\underline{0}0000\underbrace{11111110}_{\text{پرچم}}$$

khalilifar.ir

ب) حذف بیت‌های اضافه شده در گیرنده

داده دریافتی

$$\underbrace{01111110}_{\text{پرچم}}\underbrace{0110111111011111100}_{\text{داده}}\underbrace{00001111110}_{\text{پرچم}}$$

بعد از حذف پرچم‌ها و بیت‌های صفر اضافه شده

0110111111111100

۵- قرار دادن طول فریم در سر فصل فریم

در این روش فرستنده طول فریم (تعداد بایت‌های یک فریم) را در ابتدای (سرفصل) فریم قرار می‌دهد و گیرنده بعد از دریافت داده و با بررسی ابتدای آن می‌تواند محدوده‌ی فریم را مشخص کند. مشکل این روش این است که در صورت بروز خطا و تغییر در مقدار طول فریم بر اثر نویز نه تنها فریم جاری خراب خواهد شد بلکه محدوده تمام فریم‌های بعدی نیز غیر قابل تشخیص می‌شود و فریم‌های دیگر از بین خواهند رفت.

ساختار کلی فریم در لایه پیوند داده

همانطور که در فصل یک اشاره شد، واحد داده پروتکل (PDF) مختص به لایه پیوند داده را فریم می‌نامند. ساختار فریم با توجه به پروتکل های استفاده شده در لایه پیوند داده متغیر است ولی در کل تمام ساختارهای فریم از ساختار شکل زیر تبعیت می‌کنند:

فیلد شروع فریم	فیلد آدرس مقصد	فیلد آدرس مبدأ	فیلد طول	داده	فیلد کنترل خطا	فیلد انتهای فریم

در این ساختار فیلدهای شروع و انتها دارای مقادیری هستند که در فریم‌بندی، محدوده فریم را مشخص می‌کنند به عنوان مثال STX و ETX در روش سنکرون بایت‌گرا در این فیلدها قرار می‌گیرند. محتوای فیلد آدرس مبدأ و مقصد، آدرس فیزیکی (MAC) دو ایستگاه فرستنده و گیرنده می‌باشد. با توجه به پروتکل استفاده شده فیلد طول می‌تواند نشان دهنده طول داده و یا کل فریم باشد.

زمانی که فرستنده قصد ارسال اطلاعات دارد با توجه به توافق باگیرنده، یک سری محاسبات بر روی داده و یا کل فریم انجام انجام می‌دهد و با توجه به محاسبات مقداری را در فیلد کنترل خطا قرار می‌دهد. گیرنده با دریافت فریم داده همان اعمال را انجام می‌دهد، در صورتی که فیلد کنترل خطا مقدار درستی داشته باشد گیرنده، فریم را بدون خطا دریافت کرده است.

وظیفه چهارم، کنترل خطا

زمانی که داده‌ها در حال طی مسیر بین فرستنده و گیرنده هستند، ممکن است در مواجه شدن با نویزهای مختلف و یا تضعیف، دچار خطا شوند. منظور از خطا تغییر در بیت‌های داده است به

khalilifar.ir

طوری که بیت صفر باینری به یک و یک باینری به صفر تبدیل شود. در این صورت گیرنده داده‌ها را خطادار دریافت می‌کند و بین داده ارسالی و دریافتی تناقض به وجود می‌آید.

برای حل این مشکل از مکانیزم‌های کنترل خطا استفاده می‌شود. ابتدا فرستنده و گیرنده روی یکی از مکانیزم‌های کشف خطا توافق می‌کنند. فرستنده داده‌ها را در این مکانیزم قرار می‌دهد و نتیجه را (در برخی موارد) در فیلد کنترل خطا می‌گذارد. گیرنده با دریافت داده‌ها، فیلد کنترل خطای داده‌ها را با توجه به مکانیزم توافق شده بررسی می‌کند، در صورت عدم تناقض، داده دریافتی بدون خطا می‌باشد. گیرنده می‌تواند از دو روش کشف خطا و تصحیح خطا برای عمل کنترل خطا استفاده کند.

در مکانیزم کشف خطا، گیرنده متوجه وجود خطا می‌شود ولی آن را تصحیح نمی‌کند و از فرستنده می‌خواهد که داده‌ها را دوباره ارسال کند. در اکثر شبکه‌های کامپیوتری از این روش استفاده می‌شود زیرا سربار کمتری روی محاسبات ایستگاه گیرنده می‌گذارد.

در مکانیزم تصحیح خطا، گیرنده علاوه بر کشف خطا، اقدام به تصحیح خطا می‌کند. در واقع زمانی گیرنده از این مکانیزم استفاده می‌کند که دسترسی به فرستنده نداشته باشد. در شبکه‌های کاملاً یک طرفه از این مکانیزم استفاده می‌شود.

توجه: به طور کلی دو روش برای کنترل خطا وجود دارد:

۱- روش تصحیح خطای پیش رو(Forward Error connection) : در این روش مقادیر کنترل خطا (داده‌های افزونه) و داده اصلی برای گیرنده ارسال می‌شود، گیرنده به وسیله این داده‌های افزونه خطاهای احتمالی را کشف و تصحیح می‌کند.

۲- روش تصحیح خطای پس رو (Backward Error connection): در این روش، مقادیر کنترلی، فقط برای کشف خطا به گیرنده کمک می‌کنند و گیرنده در صورت کشف خطا، از فرستنده برای ارسال دوباره اطلاعات تقاضا می‌کند.

فاصله همینگ

برای درک بهتر مکانیزم کشف و تصحیح خطا فاصله همینگ را شرح می‌دهیم:

فرض کنید ایستگاه فرستنده برای انتقال اطلاعات تنها می‌تواند از کدهای مجاز زیر استفاده کند (یعنی تنها باید داده خود را با ترتیب‌های مختلفی از این کدها بیان نماید)

$C_0 = ۰۰۰۰۰$

$C_1 = ۰۱۰۰۱$

فاصله همینگ بین دو کد، برابر با تعداد بیت‌های متفاوت در آن دو کد است. به عنوان مثال فاصله همینگ دو کد C_0 و C_1 برابر با ۲ می‌باشد.

$C_0 = ۰۰۰۰۰ \qquad C_1 = ۰۱۰۰۱ \qquad D(C_0, C_1) = ۲$

در واقع اگر دو کد C_0 و C_1 را XOR کنیم فاصله همینگ برابر با تعداد بیت‌های یک باینری نتیجه

khalilifar.ir

عمل XOR خواهد بود.

اگر فاصله همینگ بین دو کد برابر D باشد یعنی باید D خطای تک بیتی رخ دهد تا این که یکی از این دو کد به دیگری تبدیل شود. به عنوان مثال اگر کد ارسالی توسط فرستنده $C_۰$=۰۰۰۰۰ باشد و در بین مسیر، این کد دچار نویز شود و دو بیت اول و چهارم آن تغییر کند، کد دریافتی سمت گیرنده به کد ۰۱۰۰۱ که همان $C_۱$ (کد مجاز) است تبدیل می‌شود. در واقع تعداد خطاها برابر با فاصله همینگ (D) می‌باشد و در این صورت گیرنده متوجه خطا نخواهد شد چون کد دریافتی با یکی از کدهای مجاز مطابقت دارد. گیرنده زمانی متوجه بروز خطا می‌شود که حتماً تعداد خطاها از فاصله همینگ کمتر باشد. یعنی حتماً کد ارسالی بر اثر نویز، در سمت گیرنده به یک کد غیر مجاز تبدیل شده باشد، به رابطه زیر توجه کنید:

$$d = D - ۱$$

در رابطه بالا d حداکثر تعداد خطاهایی است که در صورت بروز در کد، قابل تشخیص می‌شود و D فاصله همینگ بین کدهای مجاز است. برای بدست آوردن فاصله همینگ برای بیش از دو کد کافی است فاصله همینگ دو به دوی تمام کدها را بدست آورد و بعد کمترین آنها را به عنوان فاصله همینگ تمام کدها در نظر گرفت. به عنوان مثال فاصله همینگ کدهای زیر برابر با ۲ می‌باشد.

$C_۰$=۰۰۰۰۰ $D(C_۰, C_۱)$=۲

$C_۰$=۰۱۰۰۱ $D(C_۰, C_۲)$=۵ $D(C_۰, C_۱, C_۲)$=۲

$C_۰$=۱۱۱۱۱ $D(C_۱, C_۲)$=۳

اگر تعداد بیت‌های خطا برابر با $\left\lfloor \frac{D-۱}{۲} \right\rfloor$ باشد، بیت‌های خطا قابل تصحیح می‌شوند. فرض کنید دو کد $C_۱$=۰۱۰۰۱ و $C_۲$=۱۱۱۱۱ وجود دارند. (فرستنده فقط می‌تواند از این دو کد برای ارسال داده استفاده کند) فاصله همینگ این دو کد برابر با ۳ می‌باشد (D=۳). تعداد بیت‌های خطا که به صورت بروز قابل تصحیح هستند برابر است با:

$$\left\lfloor \frac{D-۱}{۲} \right\rfloor = \left\lfloor \frac{۳-۱}{۲} \right\rfloor = ۱$$

به عنوان مثال فرستنده داده $C_۱$ را ارسال می‌کند ولی به علت وجود نویز، گیرنده داده‌ی C_x=۰۱۱۰۱ را دریافت می‌کند و آن را با داه‌های مجاز یعنی $C_۱$ و $C_۲$ مقایسه می‌کند با توجه به اینکه فقط یک بیت خطا اتفاق افتاده است، می توان تشخیص داد که کد دریافتی $C_۱$ می‌باشد. در واقع در این مقایسه شبیه‌ترین کد مجاز به کد دریافتی به عنوان کد تصحیح شده در نظر گرفته می‌شود.

حال اگر فرض کنید که فرستنده داده $C_۲$=۱۱۱۱۱ را ارسال نموده و گیرنده داده‌ی C_x=۰۱۱۰۱ را دریافت کرده است، تعداد بیت خطاهایی که رخ داده برابر ۲ می‌باشد در این صورت گیرنده با مقایسه‌ی C_x با کدهای مجاز شبیه‌ترین کد یعنی $C_۱$ را به عنوان کد اصلی در نظر خواهد گرفت و

khalilifar.ir

تصحیح به درستی انجام نمی‌شود.

کشف خطا به وسیله بیت توازن

روش بیت توازن یکی از پرکاربردترین و ساده‌ترین روش‌های تشخیص خطا می‌باشد. مکانیزم بیت توازن به دو دسته بیت توازن فرد و بیت توازن زوج تقسیم می‌شود. در مکانیزم بیت توازن به ازای هر هشت بیت داده اصلی، بلافاصله یک بیت به نام بیت توازن اضافه و در مجموع ۹ بیت ارسال می‌شود یعنی برای هر هشت بیت داده یک بیت سربار وجود دارد. در مکانیزم توازن زوج مقدار بیت توازن به شکلی تعیین می‌شود که تعداد بیت‌های یک در ۹ بیت ارسالی، (هشت بیت داده اصلی به علاوه یک بیت توازن)، زوج باشد. در مکانیزم توازن فرد نیز باید بیت توازن طوری مقدار دهی شود که تعداد بیت‌های یک در ۹ بیت ارسالی، فرد باشد.

به عنوان مثال، داده ارسالی برابر با ۰۱۱۰۱۰۱۱ می‌باشد که تعداد بیت‌های یک آن ۵ عدد است. اگر قرار باشد از بیت توازن زوج استفاده شود مقدار بیت توازن برابر با یک می‌شود که در مجموع ۹ بیت ارسالی، تعداد ۶ عدد یک وجود خواهد داشت. اگر قرار باشد بیت توازن فرد استفاده شود مقدار بیت توازن برابر با صفر خواهد بود.

توجه داشته باشید فرستنده و گیرنده قبل از شروع انتقال داده در مورد انتخاب روش بیت توازن فرد یا زوج تصمیم‌گیری می‌کنند. فرستنده در هنگام ارسال داده به ازای هر هشت بیت داده، بیت توازن را محاسبه کرده و بلافاصله به آن اضافه می‌کند. در طرف گیرنده با دریافت هر ۹ بیت تعداد یک‌های آن شمارش می‌شود و در صورت تناقض، خطا تشخیص داده می‌شود. منظور از تناقض، ناهمخوانی زوج یا فرد بودن تعداد یک‌ها نسبت به روش توازن می‌باشد.

بیت توازن باعث می‌شود که فاصله همینگ مجموعه کدهای اسکی برابر با $D = ۲$ شود و در این صورت مکانیزم کشف خطا می‌تواند خطا را تشخیص دهد ولی نمی تواند خطا را تصحیح کند.

به عنوان مثال فرض کنید ایستگاه فرستنده برای ارسال اطلاعات تنها از کدهای زیر استفاده می‌کند (داده خود را با ارسال ترتیب‌های مختلف از کدهای زیر ارسال می‌کند):

$C_۰ = ۰۰$

$C_۱ = ۰۱$

$C_۲ = ۱۰$

$C_۳ = ۱۱$

همان‌طور که مشخص است، فاصله همینگ کدهای بالا برابر با حداقل فاصله همینگ بین دو به دوی کدها و برابر با یک می‌باشد.

$D(C_۰, C_۱, C_۲, C_۳) = ۱$

اکنون به هر کدام از کدهای بالا یک بیت اضافه می‌کنیم (به عنوان مثال توازن زوج) و نتیجه به شکل زیر خواهد بود:

khalilifar.ir

$C_0 = 000$

$C_1 = 011$

$C_2 = 101$

$C_3 = 110$

حال اگر فاصله همینگ کدهای جدید را محاسبه کنید در می‌یابید که حداقل فاصله همینگ بین این کدها برابر با دو می‌باشد. این مطلب برای توازن فرد نیز صادق است.

توازن دو بعدی

برای افزایش قدرت تشخیص خطا، علاوه بر بیت توازن که برای هر بایت (هشت بیت) داده محاسبه می‌شود، می‌توان برای بیت‌های هم شماره و بیت توازن بایت‌های ارسالی یک بیت توازن محاسبه کرد و در انتهای فریم، ارسال نمود به شکل زیر توجه کنید:

	b_8	b_7	b_6	b_5	b_4	b_3	b_2	b_1	b_0	p_b
بیت توازن فرد سطری (برای هر بایت داده)	۰	۱	۱	۰	۱	۰	۱	۱	۰	۰
	۱	۰	۱	۱	۰	۱	۰	۰	۰	۱
	۰	۱	۱	۱	۱	۰	۰	۰	۱	۰
بیت توازن زوج ستونی (بیت‌های هم‌شماره)	۱	۰	۱	۰	۰	۱	۱	۱	۱	۱

اگر یک خطا در هر بیت دلخواه رخ دهد، بیت‌های توازن سطر و ستون مربوطه هر دو این خطا را آشکار می‌کنند.پس نه تنها موفق به تشخیص خطا شده‌ایم، بلکه مکان وقوع خطا را نیز در تلاقی این سطر و ستون پیدا کرده و قادر به تصحیح آن هستیم. اگر دو خطا در یک سطر یا یک ستون رخ دهد، اگرچه یکی از توازن‌های سطری یا ستونی خطا را کشف نمی‌کنند، دیگری قادر به آشکارسازی آن خواهد بود. اگر سه خطا رخ دهد و این سه خطا در سه رأس یک مثلث قائم‌الزاویه قرار گیرند، وقوع خطا قابل کشف است ولی چون فقط یک سطر و ستون خطا را نشان می‌دهند، گیرنده به اشتباه محل تلاقی این سطر و ستون را تصحیح می‌کند. اگر چهار خطا در چهار رأس یک مستطیل رخ دهد، خطا غیرقابل تشخیص خواهد بود.

جمع مقابله‌ای (Checksum)

در این روش لایه پیوند داده ایستگاه فرستنده، تمام بایت‌های فریم ارسالی (داده اصلی و تمام فیلدهای کنترلی به جز فیلد Checksum) را با هم جمع می‌کند و مکمل یک می‌گیرد و نتیجه را در فیلد Checksum قرار می‌دهد و فریم را ارسال می‌کند. گیرنده با دریافت فریم داده، تمام بایت‌های آن از جمله Checksum را با هم جمع می‌کند در صورتی که حاصل این محاسبه غیر از صفر باشد، حتماً خطا رخ داده است.

☜ ***نکته:*** توجه داشته باشید که حاصل جمع یک عدد با مکمل ۱ آن عدد برابر با صفر خواهد بود.

khalilifar.ir

یادآوری: برای تبدیل اعداد باینری به شکل مکمل ۱ آن کافی است تمام بیت‌های یک آن عدد را به صفر و تمام بیت های صفر را به یک تبدیل نمایید. برای بدست آوردن معادل دهدهی یک عدد مکمل ۱، ارزش هر بیت به جز بیت پر ارزش به همان شکل معمول یعنی توان‌های دو در نظر گرفته می‌شود. ولی پُر ارزش بیت پُر ارزش یک واحد کم و منفی می‌شود به عنوان مثال:

$$\begin{pmatrix} -۱۵ & ۸ & ۴ & ۲ & ۱ \\ ۱ & ۱ & ۰ & ۰ & ۱ \end{pmatrix} = -۱۵+۸۱ = -۶$$

مثال: فرض کنید مجموع بایت‌های یک فریم برابر با ۱۰۱۰۱۱۰۱ می‌باشد برای بدست آوردن مقدار Checksum کافی است آن را به مکمل ۱ تبدیل نماییم که نتیجه این عمل برابر با ۰۱۰۱۰۰۱۰ خواهد بود. در سمت گیرنده، مجموع تمام بایت‌های فریم و Checksum با هم جمع می‌شوند، عمل جمع به وسیله عملگر XOR و بدون در نظر گرفتن ارقام نقلی انجام می‌پذیرد:

۱۰۱۰۱۱۰۱
XOR ۰۱۰۱۰۰۱۰
۱۱۱۱۱۱۱۱

اکنون برای بدست آوردن معادل دهدهی نتیجه، کافی است به شکل زیر عمل کرد:

$$\begin{matrix} -۱۲۷ & ۶۴ & ۳۲ & ۱۶ & ۸ & ۴ & ۲ & ۱ \\ ۱ & ۱ & ۱ & ۱ & ۱ & ۱ & ۱ & ۱ \end{matrix} = -۱۲۷+۶۴+۳۲+۱۶+۸+۴+۲+۱ = ۰$$

کدهمینگ

برای اینکه بتوان خطا در هر بایت ارسالی را تشخیص داد و یک بیت خطا در آن را تصحیح نمود. از روش کد همینگ استفاده می‌شود. کد همینگ را با یک مثال توضیح می‌دهیم:

فرض کنید فرستنده قصد ارسال داده ۱۰۰۱ را دارد و طبق توافق بین فرستنده و گیرنده قرار است از کد همینگ برای کشف خطا استفاده شود. برای اینکه بتوان در هر بایت از داده خطا را تشخیص داد باید برای هر m بیت داده اصلی، r بیت داده کنترلی یا افزونه اضافه کرد. به این شکل که داده‌های کنترلی در بیت‌هایی با اندیس‌هایی از توان دو (۱ و ۲ و ۴ و ۸ و ...) و داده‌های اصلی در اندیس‌های باقی‌مانده (۳ و ۵ و ۶ و ۷) قرار می‌گیرند. به شکل زیر توجه کنید:

$r_۱$	$r_۲$	$m_۳$	$r_۴$	$m_۵$	$m_۶$	$m_۷$
؟	؟	۱	؟	۱	۰	۱

برای بدست آوردن مقادیر بیت‌های افزونه به شکل زیر عمل می‌شود:

ابتدا باید شماره اندیس بیت‌های داده اصلی را با استفاده از اعداد توان ۲ بدست آوریم، به عنوان مثال عدد ۷ از مجموع اعداد ۴ و ۲ و ۱ که همه آنها اعداد توان ۲ هستند، بدست می‌آید:

۱ + ۲ + ۴ = ۷

khalilifar.ir

۲ + ۴ = ۶

۱ + ۴ = ۵

۱ + ۲ = ۳

حال برای بدست آوردن مقدار بیت‌های افزونه کافی است مقدار اندیس‌های داده اصلی که انـدیس بیت افزونه در بدست آوردن شماره اندیس آنها نقش داشته است، با هم XOR شوند و در انـدیس مورد نظر قرار گیرند. به عنـوان مثـال بـرای بدسـت آوردن $r_۱$بایـد مقـادیر بیـت‌هـای بـا انـدیس ۷ و ۵ و ۳ را با هم XOR نمود:

$r_۱ = m_۳ \oplus m_۵ \oplus m_۷ \Rightarrow r_۱ = ۱ \oplus ۰ \oplus ۱ = ۰$

$r_۲ = m_۳ \oplus m_۶ \oplus m_۷ \Rightarrow r_۲ = ۱ \oplus ۰ \oplus ۱ = ۰$

$r_۴ = m_۵ \oplus m_۶ \oplus m_۷ \Rightarrow r_۴ = ۰ \oplus ۰ \oplus ۱ = ۱$

در نتیجه کد ارسالی برابر می‌شود با:

$r_۱$	$r_۲$	$m_۳$	$r_۴$	$m_۵$	$m_۶$	$m_۷$
۰	۰	۱	۱	۰	۰	۱

در یک راه‌حل دیگر، می‌توان بدون در نظر داشتن روابط کد همینگ، مقادیر داده‌های کنترلی را بـه سادگی از روی مقادیر داده‌های اصلی استخراج نمود.

مطابق فرض مثال مطرح شده، فرستنده قصد ارسال عدد ۹ با فرمت باینری ۱۰۰۱ را در قالـب کـد همینگ دارد. همچنین مطابق رابطه همینگ، تعداد بیت‌های داده‌های کنترلی برابر ۳ بیت است.

رابطه همینگ

همینگ یک رابطه کلی برای محاسبه حداقل افزونگی لازم برای تصحیح یک بیت خطـا بـه دسـت آورده است که این رابطه نه تنها برای کد همینگ بلکه برای هر کدی که قادر به تصحیح یک بیـت خطا باشد، صادق است. مطابق این رابطه، در هر کدی n بیتی که بخواهد یک بیت خطا را تصحیح کند، حداقل افزونگی لازم (r) از رابطه زیر به دست می‌آید:

$m + r + ۱ \le ۲^r$

توجه: داده اصلی، m بیتی است $(n = m + r)$.

مثال: برای ارسال ۱ بیت داده اصلی، حداقل چند بیت داده کنترلی (داده افزونه)، اضافه گردد تا بتوان یک بیت خطا را تصحیح کرد؟ برای ۴ بیت داده اصلی چطور؟ برای ۱۰۰۰ بیت داده اصلی چطور؟

پاسخ:

برای ۱ بیت داده اصلی داریم:

$m + r + ۱ \le ۲^r \rightarrow ۱ + r + ۱ \le ۲^r \rightarrow ۲ + r \le ۲^r \rightarrow r_{min} = ۲$

khalilifar.ir

برای ۴ بیت داده اصلی داریم:

$$m+r+۱\le ۲^r \rightarrow ۴+r+۱\le ۲^r \rightarrow ۵+r\le ۲^r \rightarrow r_{min}=۳$$

برای ۱۰۰۰ بیت داده اصلی داریم:

$$m+r+۱\le ۲^r \rightarrow ۱۰۰۰+r+۱\le ۲^r \rightarrow ۱۰۰۱+r\le ۲^r \rightarrow r_{min}=۱۰$$

بنابراین ۳ بیت داده کنترلی مطابق الگوی همینگ باید به داده اصلی اضافه گردد. بنابراین داریم:

$r_۱$	$r_۲$	$m_۳$	$r_۴$	$m_۵$	$m_۶$	$m_۷$
؟	؟	۱	؟	۰	۰	۱

برای استخراج داده‌های کنترلی از روی داده‌های اصلی جدول زیر مورد استفاده قرار می‌گیرد:

شماره بیتی که محتوی آن یک باشد	معادل باینری		
۳	۰	۱	۱
۷	۱	۱	۱
	$r_۴=۱$	$r_۲=۰$	$r_۱=۰$

در جدول فوق شماره بیت‌هایی از داده اصلی که مقدار ۱ دارند در ستون مربوطه درج می‌شود، سپس در بخش معادل باینری به صورت عمودی (ستونی) عمل XOR انجام می‌شود، که نتیجه حاصل به ترتیب از چپ به راست $r_۱=۰$، $r_۲=۰$ و $r_۴=۱$ خواهد بود.

بنابراین داده‌ای که باید ارسال شود به صورت زیر خواهد بود:

$r_۱$	$r_۲$	$m_۳$	$r_۴$	$m_۵$	$m_۶$	$m_۷$
۰	۰	۱	۱	۰	۰	۱

کنترل خطا در کد همینگ

گیرنده با دریافت داده‌ها، برای عمل کنترل خطا مقدار اندیس‌های داده که اندیس بیت افزونه در بدست آوردن شماره اندیس آنها نقش دارد با مقدار همان بیت افزونه XOR می‌کند، اگر نتیجه ۰ باشد خطایی رخ نداده است:

$$s_۱=r_۱\oplus m_۳\oplus m_۵\oplus m_۷ \Rightarrow s_۱=۰\oplus ۱\oplus ۰\oplus ۱=۰$$

$$s_۲=r_۲\oplus m_۳\oplus m_۶\oplus m_۷ \Rightarrow s_۲=۰\oplus ۱\oplus ۰\oplus ۱=۰$$

$$s_۴=r_۴\oplus m_۵\oplus m_۶\oplus m_۷ \Rightarrow s_۴=۱\oplus ۰\oplus ۰\oplus ۱=۰$$

در صورتی که در یک بیت، خطا رخ داده باشد محل وقوع خطا را می‌توان با معادل مقدار باینری $s_۴ s_۲ s_۱$ بدست آورد. به عنوان مثال فرض کنید که گیرنده داده زیر را دریافت نموده است.

khalilifar.ir

$r_۱$	$r_۲$	$m_۳$	$r_۴$	$m_۵$	$m_۶$	$m_۷$
۰	۰	۱	۱	۱	۰	۱

داده دریافتی

$s_۱ = ۰ \oplus ۱ \oplus ۱ \oplus ۱ = ۱$

$s_۲ = ۰ \oplus ۱ \oplus ۰ \oplus ۱ = ۰$

$s_۴ = ۱ \oplus ۱ \oplus ۰ \oplus ۱ = ۱$

$s_۴ s_۲ s_۱ = (۱۰۱)_۲ = (۵)_{۱۰}$

در نتیجه بیت شماره ۵ دچار خطا شده است و قابل تصحیح می‌باشد.

در یک راه حل دیگر، می‌توان بدون در نظر گرفتن روابط کد همینگ، محل وقوع خطا را از روی داده‌های اصلی و کنترلی استخراج نمود.

مطابق مثال مطرح شده، فرض کنید گیرنده، داده خطادار زیر را در الگوی کد همینگ دریافت کرده است.

$r_۱$	$r_۲$	$m_۳$	$r_۴$	$m_۵$	$m_۶$	$m_۷$
۰	۰	۱	۱	۱	۰	۱

در حالی که باید داده زیر را دریافت می‌کرد:

$r_۱$	$r_۲$	$m_۳$	$r_۴$	$m_۵$	$m_۶$	$m_۷$
۰	۰	۱	۱	۰	۰	۱

در واقع در بیت پنجم یعنی $m_۵$ خطا رخ داده است.

برای کشف محل وقوع خطا، جدول زیر مورد استفاده قرار می‌گیرد.

شماره بیتی که محتوی آن یک باشد	معادل باینری		
۳	۰	۱	۱
۴	۱	۰	۰
۵	۱	۰	۱
۷	۱	۱	۱
	$s_۴ = ۱$	$s_۲ = ۰$	$s_۱ = ۱$

بنابراین مطابق الگوی زیر:

$s_۴ s_۲ s_۱ = (۱۰۱) = (۵)_{۱۰}$

در بیت شماره ۵ یعنی $m_۵$ خطا رخ داده است و باید تصحیح گردد.

کد خطی

کد خطی یک گروه m بیتی داده اصلی را به صورت $(b_۱ , b_۲ , ... , b_m)$ گرفته و یک کلمه کد n بیتی $(b_۱ , b_۲ , ... , b_n)$ را تولید می‌کند که در آن m بیت داده اصلی و $r = n - m$ بیت دیگر، مربوط به چک کردن خطاست (داده کنترلی یا داده افزونه). این کد را به صورت کد خطی از

khalilifar.ir

درجه (n,m) نشان می‌دهند. برای مثال کد همینگ استاندارد که برای ۴ بیت داده اصلی از ۳ بیت افزونه استفاده می‌کند و یک کد ۷ بیتی را تولید می‌نماید، یک نوع کد خطی $(۷,۴)$ محسوب می‌شود.

توجه: در حل مسائل، در صورتی که از کد همینگ اسمی برده نشود، کد خطی معمولی در نظر گرفته می‌شود. در چنین کدهایی، صورت سؤال باید الگوی ساخت بیت‌های کنترلی از روی داده‌های اصلی را بدهد.

توجه: برای به دست آوردن حداقل فاصله همینگ در کدهای خطی، باید تمام کدهای خطی را تولید کرد، سپس وزن (یا همان تعداد یک‌های) هر یک از کدها را به دست آورد و کمترین وزن غیرصفر را به عنوان حداقل فاصله همینگ در نظر گرفت.

مثال: در یک کد خطی (۳ و ۶) بیت‌های چک‌کننده (check bits) به صورت زیر محاسبه می‌شوند.

$b_۴ = b_۱ \oplus b_۲$

$b_۵ = b_۱ \oplus b_۳$

$b_۶ = b_۲ \oplus b_۳$

حداقل فاصله همینگ در این کد چقدر است؟

۱) ۴ ۲) ۳ ۳) ۲ ۴) ۵

پاسخ: گزینه (۲) صحیح است.

مطابق جدول زیر برای کد خطی $(۶,۳)$ داریم:

$(n,m) \rightarrow (۶,۳) \rightarrow r = ۶-۳ = ۳$ بیت داده کنترلی

مطابق فرض سؤال، الگوی محاسبه بیت‌های کنترلی به صورت زیر است:

$b_۴ = b_۱ \oplus b_۲$

$b_۵ = b_۱ \oplus b_۳$

$b_۶ = b_۲ \oplus b_۳$

وزن	داده کنترلی			داده اصلی		
W	$b_۶$	$b_۵$	$b_۴$	$b_۳$	$b_۲$	$b_۱$
۰	۰	۰	۰	۰	۰	۰
۳	۱	۱	۰	۱	۰	۰
۳	۱	۰	۱	۰	۱	۰
۴	۰	۱	۱	۱	۱	۰
۳	۰	۱	۱	۰	۰	۱
۴	۱	۰	۱	۱	۰	۱
۴	۱	۱	۰	۰	۱	۱
۳	۰	۰	۰	۱	۱	۱

khalilifar.ir

$\rightarrow W_{min} = ۳ \rightarrow D_{min} = ۳$

کد افزونه چرخشی (Cyclic Redundancy check :CRC)

این روش برخلاف روش‌های قبلی بر مبنای بیت توازن عمل نمی‌کند. در این روش فرستنده داده‌های فریم ارسالی (رشته‌ای از بیت‌ها) را بر یک چند جمله‌ای مولد که قبلاً بین فرستنده و گیرنده توافق شده است، تقسیم می‌کند و باقی‌مانده را به عنوان کد CRC به همراه داده اصلی برای گیرنده می‌فرستد. چند جمله‌ای مولد که داده ارسالی بر آن تقسیم می‌شود (G(x)) معادل یک کد باینری است. به عنوان مثال چند جمله‌ای $x^۴+x^۲+۱$ برابر با عدد باینری ۱۰۱۰۱ می‌باشد، به شکل زیر توجه کنید:

۴	۳	۲	۱	۰
۱	۰	۱	۰	۱

$x^۴+x^۲+x^۰$

در واقع هر اندیس از کد باینری که عدد ۱ باینری در آن قرار داشته باشد، در چند جمله‌ای به عنوان توان یک جمله استفاده می‌شود. نکته مهم در این روش این است که در عدد باینری معادل G(x) باید کم ارزش‌ترین و پرارزش‌ترین بیت دارای مقدار یک باینری باشند.

در عمل تقسیم داده بر چند جمله‌ای G(x)، به جای عمل تفریق معمولی از تفریق به شکل modul-2 استفاده می‌شود، در واقع به جای تفریق، بیت‌های متناظر را XOR می‌کنیم و نتیجه را بدست می‌آوریم.

در مکانیزم CRC، فرستنده قبل از انجام عمل تقسیم، تعداد k بیت صفر به سمت راست داده‌ی اصلی اضافه می‌کند (k یک واحد کمتر از تعداد بیت‌های چند جمله‌ای مولد است) سپس عمل تقسیم را انجام می‌دهد و باقی‌مانده تقسیم را به عنوان کد CRC در سمت راست داده اصلی قرار داده و ارسال می‌کند. توجه داشته باشید هنگام ارسال، k بیت صفر اضافه شده به داده اصلی حذف می‌شود.

☜ ***نکته:*** تعداد بیت‌های معادل یک چند جمله‌ای از درجه n برابر n + ۱ می‌باشد.

مثال:

$x^۶+x^۲+۱$

۶	۵	۴	۳	۲	۱	۰
۱	۰	۰	۰	۱	۰	۱

در واقع با احتساب توان صفر تعداد بیت‌های یک چند جمله‌ای برابر با n + ۱ می‌شود. در مقابل می‌توان اینگونه بیان کرد که تعداد بیت صفر اضافه شده به سمت راست داده اصلی برابر با درجه چند جمله‌ای مولد می‌باشد (k=n).

به عنوان مثال فرستنده قصد دارد داده‌ی ۱۱۰۱۰۱۱۱۰۱ را ارسال کند و چند جمله‌ای مولد G(x)

khalilifar.ir

مورد توافق فرستنده و گیرنده ۱۰۰۱۱ (x^4+x+1) می‌باشد فریم ارسالی را به شکل زیر بدست می‌آوریم:

ابتدا به سمت راست داده اصلی، چهار صفر (یکی کمتر از تعداد بیت‌های چندجمله‌ای مولد یا برابر درجه چندجمله‌ای مولد) اضافه می‌کنیم و سپس عمل تقسیم را به شکل زیر انجام می‌دهیم و چهار بیت کم ارزش باقی مانده را به عنوان کد CRC در نظر می‌گیریم.

```
۱۱۰۱۰۱۱۱۰۱۰۰۰۰ | ۱۰۰۱۱
۱۰۰۱۱           | ۱۱۰۰۰۰۰۱۱۰۰
-----
۰۱۰۰۱۱
 ۱۰۰۱۱
-----
۰۰۰۰۰۱۱۰۱۰
   ۱۰۰۱۱
-----
۰۱۰۰۱۰
 ۱۰۰۱۱
-----
۰۰۰۰۱۰۰
```

حال فریم ارسالی به شکل زیر خواهد بود:

CRC	داده اصلی
۰۱۰۰	۱۱۰۱۰۱۱۱۰۱

گیرنده با دریافت این فریم، کل داده (CRC و داده اصلی) را یکجا به جمله مولد G(x) توافق شده تقسیم می‌کند. در صورتی که باقی مانده تقسیم صفر باشد، به این معنی است که هیچ خطایی رخ نداده است و اگر نه خطا رخ داده و گیرنده برای ارسال مجدد داده‌ها به فرستنده در خواست می‌دهد.

توجه: اضافه شدن k بیت صفر به سمت راست داده اصلی به این علت است که در سمت گیرنده، CRC در جای آن k بیت قرار بگیرد و باقی مانده عمل تقسیم را برای تشخیص وقوع خطا تعیین کند.

وظیفه پنجم، کنترل جریان

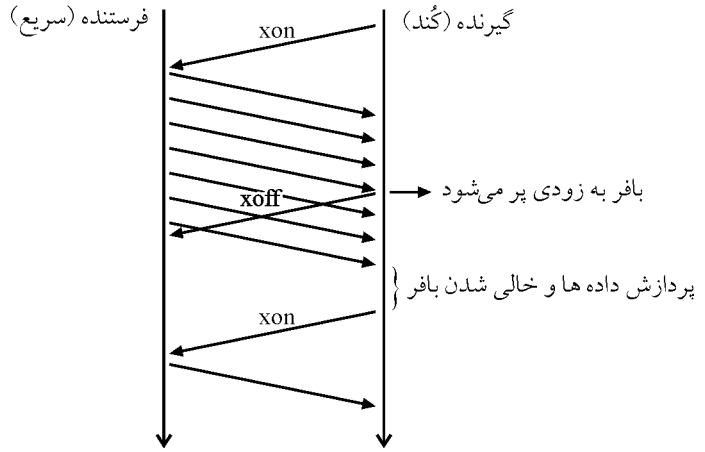
ایستگاه‌های تشکیل دهنده‌ی یک شبکه کامپیوتری الزاماً دارای سرعت و قدرت یکسان نمی‌باشند و ممکن است دو ایستگاه با توان متفاوت به برقراری ارتباط و رد و بدل داده‌ها بپردازند. همان‌طور که می‌دانید ایستگاه گیرنده بعد از دریافت داده‌های منتقل شده، آنها را در یک بافر قرار می‌دهد و هنگام پردازش، داده‌ها را از بافر بر می‌دارد. اگر سرعت پردازش گیرنده بیشتر از سرعت دریافت داده باشد، هیچ‌گاه بافر گیرنده پُر نخواهد شد، ولی اگر سرعت پردازش گیرنده کمتر از سرعت

khalilifar.ir

دریافت داده باشد، بافر پُر خواهد شد در این صورت گیرنده دیگر نمی‌تواند داده‌های دریافتی را بافر نماید و داده‌ها را از دست می‌دهد. برای حل این مشکل گیرنده باید کمی قبل از پُر شدن بافر، به فرستنده اعلام کند که ارسال را متوقف نماید و بعد از خالی شدن بافر دوباره از فرستنده درخواست ارسال اطلاعات نماید. به این امر کنترل جریان داده گفته می‌شود. توجه داشته باشید که سرعت انتقال داده به ایستگاه فرستنده و کانال انتقال وابسته است.
کنترل جریان داده در لایه پیوند داده به روش‌های زیر انجام می‌شود:

۱- کنترل جریان نرم‌افزاری XOFF (Transmission OFF) و XON (Transmission ON)

در این روش گیرنده از دو پیغام کنترلی xon و xoff برای کنترل جریان داده استفاده می‌کند. xoff به معنی توقف ارسال داده و xon به معنی شروع و ادامه ارسال داده توسط فرستنده می‌باشد به شکل زیر توجه کنید:



اکنون سؤال مهم این است که گیرنده باید چه زمانی پیغام xoff را ارسال نماید؟ فاصله زمانی بین ارسال داده توسط فرستنده و دریافت آن توسط گیرنده را با T_p نشان می‌دهند. فرستنده دقیقاً تا قبل از دریافت xoff در حال ارسال داده می‌باشد، پس فاصله زمانی بین ارسال xoff و دریافت آخرین داده ارسالی توسط گیرنده برابر با $2T_p$ می‌باشد.
اگر داده‌ها با نرخ R_s توسط گیرنده دریافت و در بافر قرار بگیرند و با نرخ R_p از بافر برداشته و پردازش شوند اگر $R_p \geq R_s$ باشد بافر هیچ‌گاه پُر نخواهد شد. یعنی گیرنده با همان سرعتی که داده‌ها را دریافت و بافر می‌کند، داده‌ها را از بافر برداشته و پردازش می‌نماید. در غیر اینصورت اگر $R_p < R_s$ باشد، برای بدست آوردن زمان مناسب برای ارسال xoff یعنی محاسبه اینکه بافر باید چه مقدار فضای خالی داشته باشد تا گیرنده مجبور به ارسال xoff شود، از رابطه زیر استفاده می‌نماییم:

$$\Delta R = R_s - R_p$$

khalilifar.ir

$L = ۲T_p \times \Delta R$

رابطه بالا به این معنی است که در مدت زمان $۲T_p$ چه مقدار داده وارد بافر می‌شود که گیرنده فرصت نمی‌کند آنها را برای پردازش از بافر خارج کند.

مثال: ایستگاه A با نرخ ۱۰ مگابیت در ثانیه داده‌هایی را برای ایستگاه B ارسال می‌کند. ایستگاه B داده‌های دریافتی را در بافر دریافت خود قرار داده و با نرخ ۹/۲ بیت در ثانیه آن‌ها را پردازش می‌کند. اگر ایستگاه B برای کنترل جریان از پیام‌های کنترلی X-OFF و X-ON استفاده کند. با فرض اینکه تأخیر یک طرفه ارتباط ۱۰ میلی‌ثانیه باشد. ایستگاه B در زمانی که بافر دریافتش چند بایت فضای خالی دارد باید پیام کنترلی X-OFF را ارسال کند تا بافرش سرریز نشود؟

۱) ۴۰۰۰ ۲) ۱۰۰۰ ۳) ۲۰۰۰ ۴) ۳۰۰۰

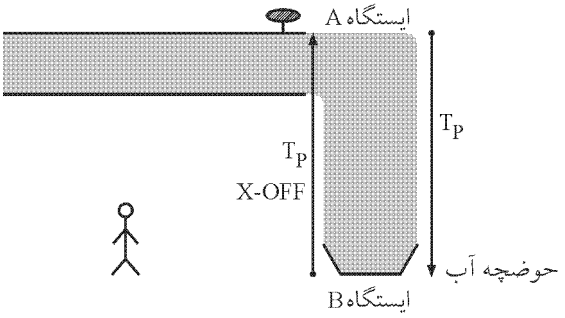
پاسخ: داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$R_{A-Send} = ۱۰ \text{ Mbps} = ۱۰^۷ \text{ bps} \ , \ R_{B-Process} = ۹/۲ \text{ Mbps} = ۹/۲ \times ۱۰^۶ \text{ bps}$

$T_P = ۱۰ \text{ ms} = ۱۰^{-۲} \text{s}$

برای درک بهتر مثال زیر را در نظر بگیرید:

مطابق شکل زیر فرض کنید، در پایین یک آبشار با نرخ انتقال A-Send یک حوضچه آب با نرخ پردازش B-Process قرار گرفته است، تأخیر انتشار آب از بالای آبشار تا حوضچه آب برابر T_P است، حداقل مقدار فضای خالی حوضچه آب چقدر باشد، تا از لحظه‌ای که نگهبان حوضچه آب از پایین به بالا فرمان بستن آبشار را صادر می‌کند، حوضچه آب سرریز نشود؟



دو ایستگاه A و B و یک شبکه دو طرفه داریم. براساس الگوریتم X-ON و X-OFF، وقتی بافر مقصد یعنی B در حال پُر شدن است، باید برای ایستگاه A پیغام X-OFF را ارسال کند. اما به دلیل پدیده تأخیر انتشار هنگامی که پیغام X-OFF از ایستگاه B به سمت ایستگاه A ارسال می‌شود. بعد از صرف T_p به ایستگاه A می‌رسد.

اما در طول این زمان T_p و قبل از رسیدن پیغام X-OFF به ایستگاه A، ایستگاه A، همچنان همینطور پشت سر هم در حال ارسال داده برای ایستگاه B است. پس ایستگاه B باید بتواند این

khalilifar.ir

داده‌ها را نیز بافر کند. از طرف دیگر، اگر ایستگاه A پس از مدت زمان T_p یعنی دقیقاً از لحظه ارسال پیغام X-OFF از ایستگاه B به ایستگاه A، این پیغام X-OFF را دریافت کند و به تبع ارسال داده را متوقف کند، داده‌هایی که تا کمی قبل از دریافت X-OFF در حال ارسال آنها بوده است نیز پس از یک T_p به طور کامل به ایستگاه B خواهند رسید. (مانند آب‌هایی که پس از بستن دریچه آبشار، میان حوضچه و آبشار قرار دارد که تمام این حجم آب پس از یک T_p، به حوضچه خواهند رسید.) پس ایستگاه B باید به قدری بافر داشته باشد که به اندازه زمان $2T_p$ (یک T_p برای زمانی که پیغام X-OFF از ایستگاه B به ایستگاه A برسد و یک T_p هم برای اینکه داده‌های میان ایستگاه A و ایستگاه B، پس از دریافت پیغام X-OFF توسط ایستگاه B و به تبع بسته شدن کانال به ایستگاه B برسد) بتواند داده‌های ارسالی از ایستگاه A به ایستگاه B را در خود ذخیره‌سازی و بافر کند.

در مثال آبشار، اگر در هر ثانیه ۱۰ سطل آب وارد حوضچه شود و نگهبان حوضچه در هر ثانیه، ۶ سطل آب را از حوضچه خارج کند، و تأخیر انتشار از دریچه آبشار تا حوضچه ۳ ثانیه باشد، چقدر حوضچه باید فضای خالی داشته باشد، تا بتواند پیغام X-OFF را به سمت دریچه آبشار ارسال کند، تا پس از دریافت پیغام X-OFF توسط ایستگاه A و به تبع بسته شدن دریچه آبشار در ایستگاه A، حوضچه موجود در ایستگاه B سرریز نشود؟

سطل در هر ثانیه $R_{A-Send} = ۱۰$ = نرخ ارسال دریچه آبشار

سطل در هر ثانیه $R_{B-Process} = ۶$ = نرخ پردازش حوضچه

توجه: در هر ثانیه ۴ سطل (۴=۶-۱۰) در حوضچه باقی می‌ماند.

$$\Delta R = (R_{A-Send} - R_{B-Process}) = (۱۰-۶) = ۴ \quad \text{سطل}$$

زمان	آب باقی‌مانده
۱s	$\Delta R = ۴$
$2T_p = ۲\times۳ = ۶$	L

$$\Rightarrow \quad L = 2T_p \times \Delta R = ۲\times۳\times۴ = ۲۴ \quad \text{سطل}$$

بنابراین دقیقاً در لحظه ارسال پیغام X-OFF از ایستگاه B به ایستگاه A، باید ۲۴ سطل فضای خالی در حوضچه وجود داشته باشد تا پس از دریافت پیغام X-OFF توسط ایستگاه A و به تبع بسته شدن دریچه آبشار در ایستگاه A، حوضچه موجود در ایستگاه B سرریز نشود.

با توجه به مثال مطرح شده، اگر در هر ثانیه ۱۰×۱۰ bps داده از ایستگاه A به ایستگاه B وارد شود و ایستگاه B در هر ثانیه $۹/۲\times۱۰^۶$ bps داده را پردازش و از بافر ایستگاه B خارج کند، و تأخیر انتشار از ایستگاه A تا ایستگاه B، ۱۰ میلی‌ثانیه باشد، چقدر ایستگاه B باید فضای خالی داشته باشد، تا بتواند پیغام X-OFF را به سمت ایستگاه A ارسال کند، تا پس از دریافت پیغام X-OFF توسط ایستگاه A و به تبع بسته شدن ارسال داده توسط ایستگاه A، بافر ایستگاه B سرریز نشود؟

khalilifar.ir

$R_{A-Send} = ۱۰\times۱۰^{۶}$ bps = نرخ ارسال ایستگاه A

$R_{B-Process} = ۹/۲\times۱۰^{۶}$ bps = نرخ پردازش ایستگاه B

توجه: در هر ثانیه $۰/۸\times۱۰^{۶}$ بیت $((۱۰\times۱۰^{۶})-(۹/۲\times۱۰^{۶})=۰/۸\times۱۰^{۶})$ در بافر ایستگاه B باقی می‌ماند.

$$\Delta R = (R_{A-Send} - R_{B-Process}) = ((۱۰\times۱۰^{۶})-(۹/۲\times۱۰^{۶})) = ۰/۸\times۱۰^{۶} \text{ bit}$$

زمان	داده باقی‌مانده
۱s	$\Delta R = ۰/۸\times۱۰^{۶}$ bit
$۲T_p = ۲\times۱۰\text{ms} = ۲\times۱۰^{-۲}\text{s}$	L

$$L = ۲T_p \times \Delta R$$

$$L = ۲\times۱۰^{-۲}\times۰/۸\times۱۰^{۶} = ۱۶۰۰۰ \text{ bit} = ۲۰۰۰ \text{ Byte}$$

بنابراین دقیقاً در لحظه ارسال پیغام X-OFF از ایستگاه B به ایستگاه A، باید ۲۰۰۰Byte فضای خالی در ایستگاه B وجود داشته باشد تا پس از دریافت پیغام X-OFF توسط ایستگاه A و به تبع بسته شدن ارسال داده در ایستگاه A، بافر ایستگاه B سرریز نشود.

۲- کنترل جریان سخت‌افزاری RTS-CTS

در این روش فرستنده و گیرنده برای عمل کنترل جریان از یک کانال مجزای کنترل استفاده می‌کنند. سیگنال RTS (Request to send) به معنی درخواست فضا برای ارسال است که از طرف فرستنده برای گیرنده، هر زمان که نیاز به انتقال داده داشته باشد، ارسال می‌شود.

سیگنال CTS (Clear to send) به معنی آمادگی برای دریافت (خالی بودن بافر) است که از طرف گیرنده برای فرستنده ارسال می‌شود و این سیگنال‌ها می‌توانند مقادیر صفر و یک داشته باشند.

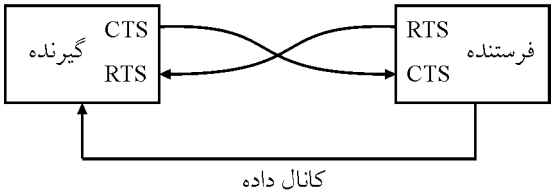
مکانیزم کاری دو ایستگاه فرستنده و گیرنده در این روش به دو شکل است:

۱- هر فرستنده که قصد ارسال داده برای گیرنده داشته باشد، یک سیگنال RTS با مقدار یک برای گیرنده می‌فرستد، گیرنده نیز موافقت خود را با ارسال سیگنال CTS با مقدار یک اعلام می‌کند و ارسال آغاز می‌شود.

۲- هرگاه گیرنده نیاز به دریافت داده داشته باشد، یک سیگنال CTS با مقدار یک به معنی درخواست برای دریافت اطلاعات برای فرستنده ارسال می‌کند و فرستنده موافقت خود را با ارسال یک RTS با مقدار یک اعلام می‌کند و ارسال داده آغاز می‌شود.

هرگاه بافر گیرنده در حال پُرشدن باشد، یک سیگنال CTS با مقدار صفر برای فرستنده ارسال می‌کند و فرستنده با دریافت آن، ارسال را متوقف می‌کند. گیرنده پس از خالی شدن بافر با یک سیگنال CTS با مقدار یک آمادگی خود را برای دریافت بقیه اطلاعات اعلام می‌نماید.

khalilifar.ir



☜ ***نکته:*** منظور از مقدار یک برای سیگنال، بالابردن سطح سیگنال و منظور از مقدار صفر سیگنال، پایین آمدن سطح سیگنال می‌باشد.

☜ ***نکته:*** روش سخت‌افزاری نسبت به روش نرم‌افزاری سریع‌تر است زیرا به جای ارسال پیغام کنترلی روی کانال داده از سیگنال کنترلی صفر یا یک استفاده می‌کند. اما روش سخت‌افزاری هزینه بیشتری دارد و علاوه بر کانال داده نیاز به کانال کنترلی هم دارد. بنابراین فقط مناسب ارتباطات نزدیک است، زیرا چند خط اضافی برای سیگنال‌های کنترلی استفاده می‌شود که هزینه کابل‌کشی آن برای راه دور بالاست.

وظیفه ششم، مدیریت کانال انتقال

مدیریت کانال انتقال یکی از جامع‌ترین وظایف لایه پیوند داده است. منظور از مدیریت کانال انتقال، مشخص نمودن چگونگی برقراری ارتباط، جلوگیری و تشخیص خطا و نحوه دسترسی به کانال انتقال و کنترل جریان داده می‌باشد.

همان‌طور که در فصل اول بیان شد، شبکه‌ها به دو دسته شبکه‌های نقطه به نقطه و شبکه‌های پخش همگانی تقسیم می‌شوند. در شبکه‌های نقطه به نقطه بین دو ایستگاه فرستنده و گیرنده، کانال از پیش مشخص شده وجود دارد و دیگر ایستگاه‌ها به طور همزمان از این کانال استفاده نمی‌کنند، مدیریت کانال نقطه به نقطه ساده‌تر است زیرا یک کانال فقط در اختیار دو ایستگاه در حال ارتباط قرار دارد. در شبکه‌های پخش همگانی چندین ایستگاه از یک کانال مشترک استفاده می‌کنند و ممکن است در یک لحظه چند ایستگاه در حال استفاده از کانال باشند.

مدیریت کانال نقطه به نقطه

مدیریت کانال نقطه به نقطه ساده‌تر از مدیریت کانال پخش همگانی است. مدیریت کانال نقطه به نقطه به سه روش زیر انجام می‌گیرد:

۱- روش IDLE ARQ یا Stop & Wait (توقف و انتظار)

۲- روش Selective Repeat ARQ (تکرار انتخابی)

۳- روش GO Back N ARQ (برگشت به n فریم قبلی)

به این سه روش اصطلاحاً روش‌های ARQ (Automatic Repeat Request) یا درخواست تکرار خودکار گفته می‌شود. در سه روش بالا فرستنده اطلاعات را در قالب فریم‌های شماره‌گذاری شده و مرتب ارسال می‌نماید. گیرنده پس از دریافت هر کدام از این فریم‌ها، با توجه به مکانیزم کشف

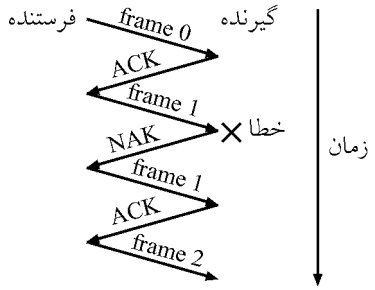
khalilifar.ir

خطای توافق شده بین فرستنده و گیرنده، فریم را بررسی می‌کند و در صورت عدم کشف خطا یک پیغام ACK (Acknowledge) که شماره فریم مذکور را در خود دارد و به سمت فرستنده ارسال می‌کند. در صورتی که فریم دریافتی دچار خطا شده باشد یک پیغام NACK همراه شماره فریم برای فرستنده ارسال می‌شود و فرستنده با دریافت آن، فریم مورد نظر را دوباره ارسال می‌کند.

اکنون به شرح سه روش ARQ می‌پردازیم:

۱- روش توقف و انتظار(IDLE ARQ یا Stop & Wait)

در این روش فرستنده بعد از ارسال هر فریم داده، منتظر پاسخ مناسب از طرف گیرنده می‌ماند فرستنده در این صورت تا مدتی (حداقل دو برابر فاصله زمانی بین فرستنده و گیرنده) بیکار می‌ماند. در صورتی که فرستنده پاسخ ACK از طرف گیرنده دریافت نماید، اقدام به ارسال فریم بعدی می‌کند ولی اگر پاسخ NACK دریافت کند، فریم مورد نظر را دوباره ارسال خواهد کرد. توجه داشته باشید در صورتی که در مدت زمان مشخصی پاسخی از طرف گیرنده برای دریافت خطادار یا بدون خطا دریافت نشود، فرستنده آخرین فریم را دوباره ارسال خواهد کرد. به شکل زیر توجه کنید:



نمودار stop & wait

☜ ***نکته:*** با توجه به توضیحات بالا متوجه خواهید شد که فرستنده و گیرنده تنها کافی است بافری با اندازه یک فریم داشته باشد.

توجه: مدت زمان لازم برای دریافت پیام تصدیق (ACK) یا عدم تصدیق (NACK)، حداقل دو برابر فاصله زمانی بین فرستنده و گیرنده ($2T_p$) است که به آن RTT (Round Trip Time) نیز گفته می‌شود.

تعریف پنجره زمانی فرستنده: به تعداد فریم‌هایی که یک فرستنده به شکل پشت سرهم و بدون دریافت پاسخ می‌تواند ارسال کند پنجره زمانی فرستنده گفته می‌شود.

در واقع فرستنده تا زمانی که پاسخ مناسب مبنی بر دریافت صحیح فریم ارسالی از طرف گیرنده را دریافت نکند، فریم ارسالی را در بافر خود (آماده برای ارسال مجدد) نگه می‌دارد.

khalilifar.ir

تعریف پنجره زمانی گیرنده: به تعداد فریمی که گیرنده می‌تواند بدون ارسال پاسخ مناسب دریافت نماید، پنجره گیرنده گفته می‌شود.

توجه: پنجره فرستنده و گیرنده در روش stop & wait برابر با یک می‌باشد.

رابطه کلی برای محاسبه بهره‌وری در stop & wait (IDLE) به صورت زیر است:

محاسبه بهره‌وری stop & wait بدون صرف نظر کردن از سربار ACK و زمان پردازش به صورت زیر است:

$$U_{\text{stop \& wait}} = \begin{cases} \frac{۱}{W_S}\left(۱-\frac{H}{L}\right)(۱-P_F) & W < W_S \quad (۱) \\ \left(۱-\frac{H}{L}\right)\times(۱-P_F) & W \geq W_S \quad (۲) \end{cases}$$

توجه: برای بهره‌وری ۱۰۰٪ باید $W \geq W_S$ باشد، بنابراین از رابطه دوم استفاده می‌گردد.

توجه: در روابط فوق مقدار پنجره فرستنده یعنی W برابر یک است.

توجه: W، اندازه پنجره سمت فرستنده و $W_S = \frac{T_O}{T_F}$ برابر با «حداقل» اندازه پنجره که برای «ماکزیمم کردن راندمان» مورد نیاز است.

T_O و T_F از رابطه‌ی زیر به دست می‌آید:

$$T_O = \text{Total Delay} = T_F + ۲T_P + T_{ACK} + ۲T_{Process}$$

$$T_F = \frac{L}{R}$$

T_F، زمان انتقال فریم داده به داخل کانال انتقال است.

که L برابر اندازه فریم و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.

T_P، $T_{Process}$ و T_{ACK} از روابط زیر بدست می‌آید:

$$T_P = \frac{D}{V}$$

T_P، زمان تأخیر انتشار است.

که D برابر طول کانال و V برابر سرعت انتشار می‌باشد.

$$T_{Process} = \frac{b}{R}$$

$T_{Process}$، زمان پردازش مربوط به فریم‌بندی و فریم گشایی فریم داده و فریم ACK در مبدأ و مقصد است.

که b برابر تعداد بیت لازم برای پردازش و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.

$$T_{ACK} = \frac{L_{ACK}}{R}$$

T_{ACK}، زمان انتقال فریم ACK به داخل کانال انتقال است.

khalilifar.ir

که L_{ACK} برابر اندازه فریم ACK و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.
محاسبه بهره‌وری stop & wait با صرف نظر کردن از سربار ACK و زمان پردازش به صورت زیر است:

$$W_S = \frac{T_F + ۲T_P + \cancel{T_{ACK}}^{\text{ناچیز}} + ۲\cancel{T_{Process}}^{\text{ناچیز}}}{T_F} = \frac{T_F + T_P}{T_F} = \frac{۱ + ۲\frac{T_P}{T_F}}{۱} = \frac{۱+۲a}{۱} = ۱+۲a$$

توجه: a برابر $\frac{T_P}{T_F}$ در نظر گرفته شده است.

بنابراین با توجه به روابط فوق داریم:

$$U_{\text{stop \& wait}} = \begin{cases} \frac{۱}{۱+۲a}\left(۱-\frac{H}{L}\right)(۱-P_F) & W < ۱+۲a \quad (۱) \\ \left(۱-\frac{H}{L}\right)(۱-P_F) & W \geq ۱+۲a \quad (۲) \end{cases}$$

توجه: برای بهره‌وری ۱۰۰٪ باید $W \geq ۱+۲a$ باشد، بنابراین از رابطه دوم استفاده می‌گردد.
توجه: در روابط فوق مقدار پنجره فرستنده یعنی W برابر یک می‌باشد.
توجه: در stop & wait، پنجره سمت فرستنده برابر ۱ و پنجره سمت گیرنده برابر ۱ و مجموع آن‌ها که تعداد شماره ترتیب‌های لازم را تشکیل می‌دهد ۱+۱ است. پس داریم:

$$\text{Sequence Number} = ۲^n = W + W = ۱+۱ = ۲$$

$$n = \text{Log}_۲^۲ = ۱ \text{ bit}$$

بنابراین تعداد بیت لازم برای مشخص کردن شماره ترتیب فریم‌ها برابر ۱ بیت است.
توجه: در روش stop & wait، برای هر فریم یک پیام تصدیق ACK یا عدم تصدیق NACK به شکل منفرد از سوی گیرنده به فرستنده ارسال می‌گردد.
توجه: در روش stop & wait، اگر خطا برای فریمی رخ دهد، روش کنترل خطای پس‌رو (BEC) به معنی ارسال مجدد فریم از سوی فرستنده استفاده می‌شود و گیرنده به جای پیام تصدیق ACK، پیام عدم تصدیق NACK به سمت فرستنده ارسال می‌کند، و فریم خطادار، مجدداً از سوی فرستنده ارسال می‌گردد.
توجه: احتمال خطا در هر بیت ارسالی برابر P_{bit} و احتمال خطا در یک فریم به طول L، با P_F نشان داده می‌شود. نحوه محاسبه P_F به صورت زیر است:

$$P_F = \begin{cases} ۱-(۱-P_{bit})^L & \text{رابطه دقیق} \\ L \times P_{bit} & \text{رابطه تقریبی اول} \\ ۱-e^{-LP_{bit}} & \text{رابطه تقریبی دوم} \end{cases}$$

khalilifar.ir

مثال: فرستنده و گیرنده‌ای از پروتکل stop & wait ARQ برای انتقال اطلاعات استفاده می‌کنند. اگر نرخ انتقال ۲۰ Mbps، اندازه فریم ۲۰۰kByte، طول کانال ۶۰۰۰km، سرعت انتشار ۲×۱۰^{۸} mps و تعداد بیت لازم برای پردازش برابر 2bit باشد، بهره‌وری کانال را محاسبه کنید:

پاسخ: داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$$D = ۶\times۱۰^{۷}\,m\ ,\ L = ۲\times۱۰^{۵}\ Byte = ۱۶\times۱۰^{۵}\,bit\ ,\ R = ۲\times۱۰^{۷}\ bps\ ,\ V = ۲\times۱۰^{۸}\ mps\ ,\ b = ۲\ bit$$

$$T_{Process} = \frac{b}{R} = \frac{۲}{۲\times۱۰^{۷}} = ۱۰^{-۷}$$

$$T_P = \frac{D}{V} = \frac{۶\times۱۰^{۷}}{۲\times۱۰^{۸}} = ۳\times۱۰^{-۱}$$

$$T_F = \frac{L}{R} = \frac{۱۶\times۱۰^{۵}}{۲\times۱۰^{۷}} = ۸\times۱۰^{-۲}$$

$$T_O = T_F + ۲T_P + ۲T_{Process} = ۸\times۱۰^{-۲} + ۲\times۳\times۱۰^{-۱} + ۲\times۱۰^{-۷} = ۰/۰۸ + ۰/۶ + ۲\times۱۰^{-۷} \simeq ۰/۶۸$$

$$W_S = \frac{T_O}{T_F} = \frac{۰/۶۸}{۰/۰۸} = ۸/۵$$

بنابراین $W < W_S$ یعنی $۱ < ۸/۵$ است، لذا رابطه زیر برای محاسبه بهره‌وری مورد استفاده قرار می‌گیرد:

$$U_{stop\ \&\ wait} = \frac{۱}{W_S}(۱-\frac{H}{L})(۱-P_F) \qquad W < W_S$$

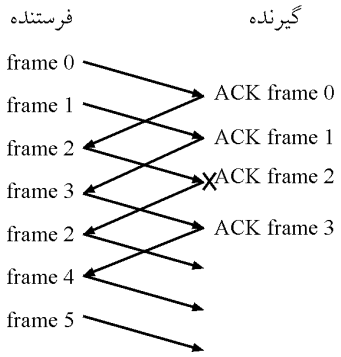
توجه: در صورت سؤال، صحبتی از درصد خطا (P_F) و سربار سرآیند $(\frac{H}{L})$ نشده است، بنابراین در رابطه فوق، مقدار آن، صفر در نظر گرفته می‌شود. پس داریم:

$$U_{stop\ \&\ wait} = \frac{۱}{۸/۵}\times۱۰۰ = ۱۱\%$$

۲- روش تکرار انتخابی (Selective Repeat ARQ یا Selective Reject)

در این روش فرستنده فریم‌های داده را پشت سرهم و بدون انتظار برای دریافت پاسخ ACK به سمت گیرنده ارسال می‌کند. گیرنده نیز با دریافت هر کدام از فریم‌ها، بعد از بررسی احتمال خطا، پاسخ مناسب را برای فرستنده ارسال می‌نماید. در صورتی که فرستنده یک پاسخ NACK (که حاوی شماره فریم مورد نظر است) دریافت کند، تنها فریم خطادار را دوباره ارسال می‌کند و بعد از آن به ارسال مابقی فریم‌ها می‌پردازد. به شکل زیر توجه کنید:

khalilifar.ir



نمودار Selective Repeat

در این روش فرستنده می‌تواند تعداد W فریم را بدون دریافت پاسخ ACK پشت سر هم ارسال نماید (پنجره زمانی)، در واقع تصور شده است که بافر گیرنده به اندازه W فریم ظرفیت دارد. فریم‌های ارسالی که هنوز پاسخ ACK آنها دریافت نشده است در بافر فرستنده باقی می‌ماند تا احتمالاً در صورت دریافت پاسخ NACK، فرستنده بتواند بلافاصله دوباره آنها را ارسال نماید، در صورتی که W فریم از طرف فرستنده ارسال شود و از طرف گیرنده برای هیچ کدام ACK دریافت نشود، فرستنده باید عمل ارسال را متوقف کند (ارسال فریم جدید متوقف می‌شود و بعد از مدتی فریم‌های قبلی تکرار می‌شوند).

رابطه کلی برای محاسبه بهره‌وری در Selective Repeat (SR) به صورت زیر است:

محاسبه بهره‌وری Selective Repeat بدون صرف‌نظر کردن از سربار ACK و زمان پردازش به صورت زیر است:

$$U_{SR} = \begin{cases} \frac{W}{W_S}\left(1-\frac{H}{L}\right)(1-P_F) & W < W_S \quad (1) \\ \left(1-\frac{H}{L}\right)\times(1-P_F) & W \geq W_S \quad (2) \end{cases}$$

توجه: برای بهره‌وری ۱۰۰٪ باید $W \geq W_S$ باشد، بنابراین از رابطه دوم استفاده می‌گردد.

توجه: W، اندازه پنجره سمت فرستنده و $W_S = \frac{T_O}{T_F}$ برابر با «حداقل» اندازه پنجره که برای «ماکزیمم کردن راندمان» مورد نیاز است.

T_O و T_F از رابطه‌ی زیر به دست می‌آید:

$$T_O = \text{Total Delay} = T_F + 2T_P + T_{Ack} + 2T_{Process}$$

$$T_F = \frac{L}{R}$$

T_F، زمان انتقال فریم داده به داخل کانال انتقال است.

khalilifar.ir

که L برابر اندازه فریم و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.

T_P، $T_{Process}$ و T_{ACK} از روابط زیر به دست می‌آید:

$$T_P = \frac{D}{V}$$

T_P، زمان تأخیر انتشار است.

که D برابر طول کانال و V برابر سرعت انتشار می‌باشد.

$$T_{Process} = \frac{b}{R}$$

$T_{Process}$، زمان پردازش مربوط به فریم‌بندی و فریم گشایی فریم داده و فریم ACK در مبدأ و مقصد است.

که b برابر تعداد بیت لازم برای پردازش و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.

$$T_{ACK} = \frac{L_{ACK}}{R}$$

T_{ACK}، زمان انتقال فریم ACK به داخل کانال انتقال است.

که L_{ACK} برابر اندازه فریم ACK و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.

محاسبه بهره‌وری Selective Repeat با صرف‌نظر کردن از سربار ACK و زمان پردازش به صورت زیر است:

$$W_S = \frac{T_F + ۲T_P + \overbrace{T_{ACK}}^{\text{ناچیز}} + ۲\overbrace{T_{Process}}^{\text{ناچیز}}}{T_F} = \frac{T_F + T_P}{T_F} = \frac{۱ + ۲\frac{T_P}{T_F}}{۱} = \frac{۱ + ۲a}{۱} = ۱ + ۲a$$

توجه: a برابر $\frac{T_P}{T_F}$ در نظر گرفته شده است.

بنابراین با توجه به روابط فوق داریم:

$$U_{SR} = \begin{cases} \frac{W}{۱+۲a}\left(۱ - \frac{H}{L}\right)(۱ - P_F) & W < ۱ + ۲a \quad (۱) \\ \left(۱ - \frac{H}{L}\right)(۱ - P_F) & W \geq ۱ + ۲a \quad (۲) \end{cases}$$

توجه: برای بهره‌وری ۱۰۰٪ باید $W \geq ۱ + ۲a$ باشد، بنابراین از رابطه دوم استفاده می‌گردد.

توجه: در Selective Repeat، پنجره سمت فرستنده برابر W و پنجره سمت گیرنده برابر W و مجموع آن‌ها که تعداد شماره ترتیب‌های لازم را تشکیل می‌دهد ۲W است. پس داریم:

$$\text{Sequence Number} = ۲^n = ۲ \times W_{SR}$$

$$n = \lceil \text{Log}_۲^{۲ \times W_{SR}} \rceil$$

توجه: W_{SR}، اندازه پنجره سمت فرستنده و گیرنده به شکل برابر است.

بنابراین تعداد بیت لازم برای مشخص کردن شماره ترتیب فریم‌ها برابر n بیت است.

khalilifar.ir

در Selective Repeat براساس رابطه زیر:

$$\text{Sequence Number} = ۲^{n} = ۲ \times W_{SR}$$

داریم:

$$W_{SR} = \frac{۲^{n}}{۲} = ۲^{n-۱}$$

توجه: در روش Selective Repeat، برای هر فریم یک پیام تصدیق ACK یا عدم تصدیق NACK به شکل منفرد از سوی گیرنده به فرستنده ارسال می‌گردد. همچنین در این روش به تعداد معینی فریم پشت سر هم که به درستی به مقصد رسیده‌اند، می‌توان یک پیام تصدیق انبوه، یعنی یک ACK برای تعداد انبوهی از فریم‌های درست و متوالی از سوی گیرنده به فرستنده ارسال کرد.

توجه: در روش Selective Repeat، اگر خطا برای فریمی رخ دهد، روش کنترل خطای پس‌رو (BEC) به معنی ارسال مجدد فریم از سوی فرستنده استفاده می‌شود و گیرنده به جای پیام تصدیق ACK، پیام عدم تصدیق NACK برای فریم مورد نظر به سمت فرستنده ارسال می‌کند، و فریم خطادار، مجدداً از سوی فرستنده ارسال می‌گردد.

توجه: احتمال خطا در هر بیت ارسالی برابر P_{bit} و احتمال خطا در یک فریم به طول L، با P_F نشان داده می‌شود. نحوه محاسبه P_F به صورت زیر است:

$$P_F = \begin{cases} ۱-(۱-P_{bit})^{L} & \text{رابطه دقیق} \\ L \times P_{bit} & \text{رابطه تقریبی اول} \\ ۱-e^{-LP_{bit}} & \text{رابطه تقریبی دوم} \end{cases}$$

☜ ***نکته:*** در بین روش‌های ARQ، این روش بالاترین کارآیی را دارد.

مثال: کانالی از پروتکل Selective Repeat استفاده می‌کند، در صورتی که اندازه پنجره سمت فرستنده ۶ و نرخ ارسال ۱۰ Mbps و طول هر فریم ۱۰۰۰ bit باشد، بهره‌وری کانال با سرعت انتشار ۲×۱۰^{۸} mps و طول ۲۰۰km چقدر خواهد بود؟

داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$$D = ۲۰۰\ \text{km} = ۲۰۰\times۱۰^{۳}\ \text{m}\ ,\ L = ۱۰۰۰\text{bit}\ ,\ R = ۱۰\ \text{Mbps} = ۱۰\times۱۰^{۶}\ \text{bps}$$

$$V = ۲\times۱۰^{۸}\ \text{mps}\ ,\ w = ۶$$

در صورت سؤال، صحبتی از سربار ACK و زمان پردازش نشده است، پس روابط زیر برای محاسبه بهره‌وری می‌تواند مورد استفاده قرار گیرد:

$$U_{SR} = \begin{cases} \frac{W}{۱+۲a}\left(۱-\frac{H}{L}\right)(۱-P_F) & W < ۱+۲a \quad (۱) \\ \left(۱-\frac{H}{L}\right)(۱-P_F) & W \geq ۱+۲a \quad (۲) \end{cases}$$

در مسئله گفته شده است، که اندازه پنجره سمت فرستنده برابر W=۶ است. حال باید بررسی کنیم که W با $۱+۲a$ چه نسبتی دارد.

khalilifar.ir

$$T_F = \frac{L}{R} = \frac{۱۰۰۰}{۱۰\times۱۰^۶} = ۱۰^{-۴}$$

$$T_P = \frac{D}{V} = \frac{۲۰۰\times۱۰^۳}{۲\times۱۰^۸} = ۱۰^{-۳}$$

$$۱+۲a = ۱+۲\times\frac{T_P}{T_F} = ۱+\frac{۱۰^{-۳}}{۱۰^{-۴}} = ۱+۲\times۱۰ = ۲۱$$

بنابراین $W < ۱+۲a$ یعنی $۲۱ > ۶$است، لذا رابطه زیر برای محاسبه بهره‌وری مورد استفاده قرار می‌گیرد:

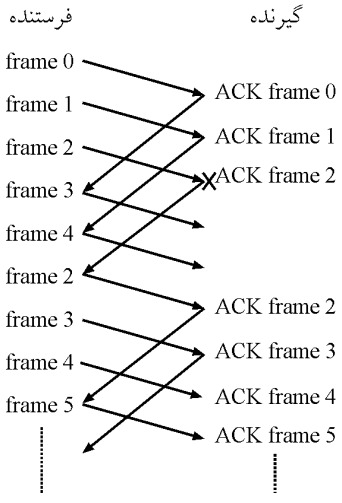
$$U_{SR} = \frac{W}{۱+۲a}\left(۱-\frac{H}{L}\right)(۱-P_F) \qquad W < ۱+۲a$$

توجه: در صورت سؤال صحبتی از درصد خطا (P_F) و سربار سرآیند $(\frac{H}{L})$ نشده است، بنابراین در رابطه فوق، مقدار آن، صفر در نظر گرفته می‌شود. پس داریم:

$$U_{SR} = \frac{W}{۱+۲a} = \frac{۶}{۲۱}\times۱۰۰ = ۲۸\%$$

۳- روش بازگشت به N فریم قبلی (Go Back N)

در این روش نیز فرستنده فریم‌های داده را پشت سرهم و بدون انتظار برای دریافت پاسخ مناسب (ACK) ارسال می‌کند. در صورتی که فرستنده پاسخ NACK (که در خود شماره فریم مورد نظر را دارد) دریافت کند، به عقب بر می‌گردد و فریم خطادار و تمام فریم‌های بعد از آن را یک بار دیگر ارسال می‌نماید. در این روش بافر سمت گیرنده به اندازه یک فریم و بافر سمت فرستنده به اندازه پنجره زمانی (W) ظرفیت دارد.



نمودار Go Back N

khalilifar.ir

رابطه کلی برای محاسبه بهره‌وری در Go Back N (GBN) به صورت زیر است:

محاسبه بهره‌وری Go Back N بدون صرف نظر کردن از سربار ACK و زمان پردازش به صورت زیر است:

$$U_{\text{Go Back N}} = U_{GBN} = \begin{cases} \frac{W}{W_S}\left(1-\frac{H}{L}\right)\frac{(1-P_F)}{1+(W-1)P_F} & W < W_S \quad (1) \\ \left(1-\frac{H}{L}\right)\frac{(1-P_F)}{1+(W_S-1)P_F} & W \geq W_S \quad (2) \end{cases}$$

توجه: برای بهره‌وری ۱۰۰٪ باید $W \geq W_S$ باشد، بنابراین از رابطه دوم استفاده می‌گردد.

توجه: W، اندازه پنجره سمت فرستنده و $W_S = \frac{T_O}{T_F}$ برابر با «حداقل» اندازه‌ی پنجره که برای «ماکزیمم کردن راندمان» مورد نیاز است.

T_O و T_F از رابطه‌ی زیر به دست می‌آید:

$$T_O = \text{Total Delay} = T_F + 2T_P + T_{ACK} + 2T_{Process}$$

$$T_F = \frac{L}{R}$$

T_F، زمان انتقال فریم داده به داخل کانال انتقال است.

که L برابر اندازه فریم و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.

T_P، $T_{Process}$ و T_{ACK} از روابط زیر بدست می‌آید:

$$T_P = \frac{D}{V}$$

T_P، زمان تأخیر انتشار است.

که D برابر طول کانال و V برابر سرعت انتشار می‌باشد.

$$T_{Process} = \frac{b}{R}$$

$T_{Process}$، زمان پردازش مربوط به فریم‌بندی و فریم گشایی فریم داده و فریم ACK در مبدأ و مقصد است.

که b برابر تعداد بیت لازم برای پردازش و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.

$$T_{ACK} = \frac{L_{ACK}}{R}$$

T_{ACK}، زمان انتقال فریم ACK به داخل کانال انتقال است.

که L_{ACK} برابر اندازه فریم ACK و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.

محاسبه بهره‌وری Go Back N با صرف نظر کردن از سربار ACK و زمان پردازش به صورت زیر است:

khalilifar.ir

$$W_S = \frac{T_F + ۲T_P + \cancel{T_{ACK}}^{\text{ناچیز}} + ۲\cancel{T_{Process}}^{\text{ناچیز}}}{T_F} = \frac{T_F + ۲T_P}{T_F} = \frac{۱+۲\frac{T_P}{T_F}}{۱} = \frac{۱+۲a}{۱} = ۱+۲a$$

توجه: a برابر $\frac{T_P}{T_F}$ در نظر گرفته شده است.

بنابراین با توجه به روابط فوق داریم:

$$U_{GBN} = \begin{cases} \frac{W}{۱+۲a}\left(۱-\frac{H}{L}\right)\frac{(۱-P_F)}{۱+(W-۱)P_F} & W < ۱+۲a \quad (۱) \\ \left(۱-\frac{H}{L}\right)\frac{۱-P_F}{۱+۲aP_F} & W \geq ۱+۲a \quad (۲) \end{cases}$$

توجه: برای بهره‌وری ۱۰۰٪ باید $W \geq ۱+۲a$ باشد، بنابراین از رابطه دوم استفاده می‌گردد.

$$۱+(W_S-۱)P_F \xrightarrow{W_S=۱+۲a} ۱+(۱+۲a-۱)P_F = ۱+۲aP_F$$

توجه: در Go Back N، پنجره سمت فرستنده برابر W و پنجره سمت گیرنده برابر ۱ و مجموع آن‌ها که تعداد شماره ترتیب‌های لازم را تشکیل می‌دهد. $W_{GBN}+۱$ است، پس داریم:

$$\text{Sequence Number} = ۲^n = W_{GBN} + ۱$$

$$n = \lceil \text{Log}_۲^{W_{GBN}+۱} \rceil$$

توجه: W_{GBN}، اندازه پنجره سمت فرستنده است.

بنابراین تعداد بیت لازم برای مشخص کردن شماره ترتیب فریم‌ها برابر n بیت است.

توجه: در Go Back N براساس رابطه زیر:

$$\text{Sequence Number} = ۲^n = W_{GBN} + ۱$$

داریم:

$$W_{GBN} = ۲^n - ۱$$

توجه: در روش Go Back N، برای هر فریم یک پیام تصدیق ACK یا عدم تصدیق NACK به شکل منفرد از سوی گیرنده به فرستنده ارسال می‌گردد. همچنین در این روش، به تعداد معینی فریم پشت سر هم که به درستی به مقصد رسیده‌اند، می‌توان یک پیام تصدیق انبوه، یعنی یک ACK برای تعداد انبوهی از فریم‌های درست و متوالی از سوی گیرنده به فرستنده ارسال کرد.

توجه: در روش Go Back N، اگر خطا برای فریمی رخ دهد، روش کنترل خطای پس‌رو (BEC) به معنی ارسال مجدد فریم از سوی فرستنده استفاده می‌شود و گیرنده به جای پیام تصدیق ACK، پیام عدم تصدیق NACK برای فریم موردنظر به سمت فرستنده ارسال می‌کند و فریم خطادار و تمام فریم‌های ارسال شده بعد از آن نیز مجدداً از سوی فرستنده ارسال می‌گردند.

khalilifar.ir

توجه: احتمال خطا در هر بیت ارسالی برابر P_{bit} و احتمال خطا در یک فریم به طول L، با P_F نشان داده می‌شود. نحوه محاسبه P_F به صورت زیر است:

$$P_F = \begin{cases} ۱-(۱-P_{bit})^L & \text{رابطه دقیق} \\ L \times P_{bit} & \text{رابطه تقریبی اول} \\ ۱-e^{-LP_{bit}} & \text{رابطه تقریبی دوم} \end{cases}$$

مثال: دو گره از طریق یک پیوند ارتباطی با پهنای باند ۱ مگابیت بر ثانیه و تأخیر انتشار ۱۳۰ میلی‌ثانیه به هم متصل هستند. برای کنترل خطا از روش Go Back N ARQ با شماره ترتیب ۳ بیتی استفاده می‌کنند. اگر اندازه هر فریم ۲۵۰۰ بایت و نرخ هر فریم ۰/۰۰۰۱ باشد آنگاه حداکثر نرخ ارسال مؤثر در این پیوند بر حسب کیلوبیت بر ثانیه تقریباً برابر است با:

۱) ۱۰۰۰ ۲) ۵۰۰ ۳) ۷۵۰ ۴) ۲۵۰

پاسخ: گزینه (۲) صحیح است.

گذردهی یا نرخ ارسال مؤثر یا نرخ انتقال واقعی از رابطه زیر به دست می‌آید:

$$R_e = R \times U$$

که R برابر مقدار نرخ انتقال اسمی (پهنای باند) و U برابر بهره‌وری می‌باشد. مقدار R برابر ۱ مگابیت می‌باشد، بنابراین در ادامه باید مقدار U محاسبه گردد.

توجه: در صورت سؤال، صحبتی از سربار ACK و زمان پردازش نشده است، بنابراین روابط زیر برای محاسبه بهره‌وری می‌تواند مورد استفاده قرار گیرد:

$$U_{GBN} = \begin{cases} \dfrac{W}{۱+۲a}\left(۱-\dfrac{H}{L}\right)\left(\dfrac{۱-P_F}{۱+(W-۱)P_F}\right) & W < ۱+۲a \quad (۱) \\ \left(۱-\dfrac{H}{L}\right)\dfrac{۱-P_F}{۱+۲aP_F} & W \geq ۱+۲a \quad (۲) \end{cases}$$

در مسئله گفته شده است که شماره ترتیب ارسال یک عدد ۳ بیتی است، بنابراین تعداد شماره ترتیب $۸ = ۲^۳$ است.

در Go Back N، پنجره سمت فرستنده W و پنجره سمت گیرنده ۱ و مجموع آنها که تعداد شماره ترتیب‌های لازم را تشکیل می‌دهد W+۱ است. پس داریم:

$$\text{Sequence Number} = ۸ = W_{GBN} + ۱ \;\rightarrow\; W_{GBN} = ۷$$

داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$$R = ۱\ \text{Mbps} = ۱ \times ۱۰^۶\ \text{bps} \;,\; T_P = ۱۳۰\text{ms} = ۱۳۰ \times ۱۰^{-۳}\text{s} \;,\; n = ۳\ \text{bit}$$

$$L = ۲۵۰۰\ \text{Byte} = ۲۵۰۰ \times ۸\ \text{bit} \;,\; P_F = ۰/۰۰۰۱ = ۱۰^{-۴}$$

حال باید بررسی کنیم که W با ۱+۲a چه نسبتی دارد.

khalilifar.ir

$$۱+۲a = ۱+۲\times\frac{T_P}{T_F} = ۱+۲\times\frac{\frac{۱۳۰\times۱۰^{-۳}}{۲۵۰۰\times۸}}{۱۰^{۶}} = ۱۴$$

بنابراین $W < ۱+۲a$ است، یعنی $۱۴ > ۷$، لذا رابطه زیر برای محاسبه بهره‌وری مورد استفاده قرار می‌گیرد:

$$U_{GBN} = \frac{W}{۱+۲a}\left(۱-\frac{H}{L}\right)\left(\frac{۱-P_F}{۱+(W-۱)P_F}\right) \qquad W < ۱+۲a$$

توجه: در صورت سؤال، صحبتی از سربار سرآیند $(\frac{H}{L})$ نشده است، بنابراین در رابطه فوق، مقدار آن، صفر در نظر گرفته می‌شود، پس داریم:

$$U_{GBN} = \frac{۷}{۱۴}\left(\frac{۱-۱۰^{-۴}}{۱+(۷-۱)\times۱۰^{-۴}}\right) = \frac{۷}{۱۴} = ۰/۵$$

حدوداً برابر یک است.

بنابراین مطابق رابطه گذردهی یا نرخ ارسال مؤثر یا نرخ انتقال واقعی، داریم:

$$R_e = R\times U = ۱۰^{۶}\times۰/۵ \simeq ۵۰۰۰۰۰\,bps \simeq ۵۰۰\,kbps$$

حداقل شماره‌های ترتیب فریم‌ها در سه روش ARQ

stop & wait : برای این روش می‌توان حداقل از دو شماره برای ترتیب دادن به فریم‌های ارسالی استفاده نمود. فرض کنید فرستنده، فریم شماره ۰ را برای گیرنده ارسال می‌کند، گیرنده با دریافت داده صحیح، یک پاسخ ACK برای فرستنده ارسال می‌کند ولی به هر دلیلی پاسخ ACK بدست فرستنده نمی‌رسد، در این صورت فرستنده بعد از مدتی دوباره فریم شماره ۰ را ارسال می‌کند. پس اگر در این روش تنها از یک شماره (شماره ۰) برای ارسال استفاده شود، گیرنده نمی‌تواند تشخیص دهد که فریم دریافتی ، فریم جدید است یا تکرار فریم قبل و دچار اشتباه می‌شود.

Selective Repeat : برای این روش حداقل می‌توان از 2W شماره استفاده کرد. W اندازه پنجره فرستنده است. فرض کند اگر فرستنده W فریم را پشت سر هم برای گیرنده ارسال نماید و گیرنده پس از دریافت صحیح تمام فریم‌ها پیغام ACK صادر کند و تمام ACKها در مسیر به هر دلیلی خراب شوند، فرستنده بعد از مدتی دوباره اقدام به ارسال این W فریم می‌کند، در این صورت گیرنده باید بفهمد که مجموعه جدید فریم‌های دریافت، تکرار مجموعه W فریم قبلی است یا مجموعه فریم جدید است.

GO Back N: در روش GO Back N حداقل تعداد شماره فریم‌ها باید $W+۱$ (۰ تا W) باشد. W اندازه پنجره فرستنده است. فرض کنید فرستنده W عدد فریم را ارسال نموده $(۰.....W-۱)$ و گیرنده با دریافت آنها برای تمام W فریم پاسخ ACK ارسال نموده و پاسخ‌های ACK در مسیر به هر دلیلی خراب شده و به دست فرستنده نرسیده‌اند. فرستنده بعد از مدتی با دریافت نکردن

khalilifar.ir

پاسخ مناسب دوباره شروع به ارسال همان W فریم می‌کند. در این صورت اگر تعداد شماره فریم‌ها W عدد باشد، گیرنده با دریافت اولین فریم یعنی فریم شماره صفر نمی‌تواند تشخیص دهد که این مجموعه دریافتی یک مجموعه جدید و یا تکرار مجموعه قبلی است. در واقع چون گیرنده انتظار دارد مجموعه جدید دریافت کند، مجموعه W فریم دریافتی را به عنوان مجموعه جدید می‌شناسد و داده‌ها خراب می‌شوند.

مقایسه اندازه پنجره و تعداد شماره ترتیب روش‌های ARQ

جدول زیر اندازه پنجره گیرنده، پنجره فرستنده و تعداد شماره ترتیب لازم در روش پنجره لغزان را برای سه روش کنترل خطای متفاوت نشان می‌دهد:

پروتکل کنترل خطا	اندازه پنجره فرستنده	اندازه پنجره گیرنده	تعداد شماره ترتیب لازم
Stop & wait	1	1	$2^n = 2$
Selective-Repeat	W	W	$2^n = 2W$
Go-back-N	W	1	$2^n = W+1$

تذکر: مقدار n در جدول فوق برابر بیت‌های لازم برای شماره ترتیب پنجره‌ها می‌باشد.

مدیریت کانال پخش همگانی در فصل آینده توضیح داده می‌شود.

khalilifar.ir

تست‌های فصل سوم

۱- می‌خواهیم با استفاده از کد همینگ پیام‌های ۴ بیتی داده را به نحوی ارسال کنیم که گیرنده بتواند هر خطای یک بیتی را تشخیص و تصحیح کند. بدین منظور تعداد بیت‌های چک‌کننده مورد نیاز چقدر است؟ اگر پیام 1101<-- باشد، کد تولید شده ارسالی چیست؟ (سراسری ۸۷)

۱) ۲ بیت و 101010　　۲) ۲ بیت و 110101

۳) ۳ بیت و 1010101　　۴) ۳ بیت و 1101011

۲- با در نظر گرفتن یک کانال ماهواره‌ای بدون خطا با نرخ ارسال ۶۴ کیلو بیت در ثانیه، اگر فرض کنیم اندازه فریم‌های داده ۱۶۰ بایت، سربار هر فریم ۱۶ بایت، اندازه فریم‌های ACK ۱۶ بایت و شماره ترتیب ارسال یک عدد ۳ بیتی باشد. با فرض این که تأخیر انتشار در این کانال ۲۴۱ میلی ثانیه است و گیرنده به محض دریافت فریم داده، پیام ACK را ارسال می‌کند، کارآیی پروتکل Go Back N و پروتکل Selective Repeat برای این کانال چقدر است؟ (سراسری ۸۷)

۱) $\eta_{GBN} = ۲۵\,٪$, $\eta_{SR} = ۱۴/۳\,٪$　　۲) $\eta_{GBN} = ۱۴/۳\,٪$, $\eta_{SR} = ۲۵\,٪$

۳) $\eta_{GBN} = ۵۰\,٪$, $\eta_{SR} = ۲۸/۶\,٪$　　۴) $\eta_{SR} = ۵۰\,٪$, $\eta_{GBN} = ۲۸/۶\,٪$

۳- با چه اندازه پنجره‌ای پروتکل IDLE ARQ با پروتکل Go Back N یکسان می‌شود؟ (آزاد ۸۷)

۱) صفر　　۲) ۲　　۳) ۱ یا ۲　　۴) ۱

۴- برای بالا بردن اطمینان در انتقال داده‌ها، بجای یک بیت توازن از کدی استفاده می‌کنیم که یک بیت توازن برای بیت‌های فرد و یک بیت توازن برای بیت‌های زوج دارد. فاصله همینگ این کد چقدر است؟ (سراسری ۸۶)

۱) ۲　　۲) ۳　　۳) ۴　　۴) ۵

۵- در یک پیوند ارتباطی که دارای نرخ ارسال ۱۲۸ Kbps و تأخیر انتشار یک طرفه ۴۰msec می‌باشد. حداقل اندازه بافر در سمت دریافت‌کننده در حالتی که پروتکل ARQ تکرار انتخابی (Selective Repeat) استفاده می‌شود، اندازه فریم‌ها ۱۲۸ Byte و زمان time-out، ۱۰۰ msec است، چقدر باید باشد؟ (سراسری ۸۶)

۱) ۱۵۳۶ بایت　　۲) ۱۶۰۰ بایت　　۳) ۱۶۶۴ بایت　　۴) ۱۲۸۰۰ بایت

۶- فرستنده‌ای از روش ارسال اطلاعات به صورت آسنکرون استفاده می‌نماید. اگر برای ارسال هر ۸ بیت داده یک بیت شروع، یک بیت توازن و یک بیت اختتام ارسال نماید، نرخ انتقال برابر ۲۸/۸kb/s باشد، آنگاه فرستنده بر ای ارسال ۱ KB داده تقریباً چه زمانی را صرف می‌کند؟ (آزاد ۸۶)

۱) ۲۰ ثانیه　　۲) ۷/۵ ثانیه　　۳) ۱۴ ثانیه　　۴) ۲/۵ ثانیه

khalilifar.ir

۷- سیستمی از روش ارسال سنکرون بایت‌گرا برای ارسال ۱KB داده استفاده می‌نماید اگر سیستم از سه بایت Synch و یک بایت STX و یک بایت ETX برای ابتدا و انتهای فریم داده استفاده نماید و احتمال اینکه یکی از بایت های داده یکی از کاراکترهای کنترلی باشد $\frac{۴}{۲۵۶}$ باشد آنگاه درصد سرباری روش سنکرون بایت‌گرا کدام است؟ (آزاد ۸۵)

۱) ۰/۵ درصد ۲) ۱ درصد ۳) ۲ درصد ۴) ۴ درصد

۸- فرستنده‌ای از مکانیزم کشف خطای CRC استفاده می‌نماید. اگر فرستنده بخواهد داده باینری 10001001 (از سمت چپ به راست) را ارسال نماید و چند جمله ای مولد نیز $x^۳ + ۱$ باشد آنگاه مقدار CRC کدام است؟ (آزاد ۸۵)

۱) 010 ۲) 10 ۳) 001 ۴) 01

۹- یک سیستم ساده تلفنی شامل دو مرکز محلی و یک مرکز راه دور است. مراکز محلی با خطوط یک مگاهرتز به مرکز راه دور متصل‌اند. فرض کنید ۱۰ درصد تلفن‌های انجام شده راه دورند و هر گفتگوی تلفنی دارای پهنای باند ۴ کیلوهرتز است. هر یک از مراکز محلی حداکثر چند گفتگوی تلفنی را می‌تواند در هر لحظه حمایت نماید؟ (سراسری ۸۴)

۱) ۲۵۰ گفتگوی تلفنی ۲) ۱۰۰۰ گفتگوی تلفنی
۳) ۲۵۰۰ گفتگوی تلفنی ۴) بیش از ۳۰۰۰ گفتگوی تلفنی

۱۰- اگر مدل لایه‌ای دارای n لایه باشد و هر لایه h بیت سرآیند (header) به بسته دریافتی اضافه کند، برای رسیدن به بهره‌وری ۸۰٪ حداقل طول بسته داده‌ها بر حسب n و h چقدر باید باشد؟ (سراسری ۸۴)

۱) $۸nh$ ۲) $۶nh$ ۳) $۶nh$ ۴) $۲nh$

۱۱- یک کانال ارتباطی ISDN دارای نرخ ارسال داده ۱۲۸ کیلوبیت در ثانیه و تأخیر انتشار یک طرفه ۴۰ میلی ثانیه می‌باشد. با فرض این که طول فریم‌های ACK بسیار کوچک و قابل صرف‌نظر می‌باشد. اگر از روش کنترل خطای Go Back N برای کنترل خطا استفاده کنیم و اندازه فریم‌ها ۱۲۸ بایت باشند، شماره ترتیب مورد نیاز چند بیت باید باشد تا جریان ارسال داده‌ها قطع نشود؟ (سراسری ۸۴)

۱) ۳ بیت ۲) ۴ بیت ۳) ۵ بیت ۴) ۶ بیت

۱۲- در یک شبکه کامپیوتری، لایه پیوند داده‌ها خطای انتقال را با درخواست ارسال مجدد برای پیام‌های دریافتی خطادار مرتفع می‌نماید. فرض کنید احتمال دریافت یک پیام به صورت خطادار p باشد و درخواست ارسال مجدد بدون خطا دریافت گردد. تعداد متوسط ارسال یک پیام برای دریافت بدون خطای آن چقدر است؟ (سراسری ۸۴)

۱) $\frac{۱}{۱-p}$ ۲) $\frac{۱}{۱-p^۲}$ ۳) $\frac{۱}{۱-۲p}$ ۴) $\frac{۱}{(۱-p)^۲}$

khalilifar.ir

۱۳- برای اتصال یک کامپیوتر شخصی به یک کامپیوتر میزبان از یک مودم با نرخ ارسال داده ۵۶ کیلوبیت در ثانیه و تأخیر انتشار یک طرفه ۱۵۰ میلی ثانیه استفاده شده است. اگر اندازه فریم ها ۳۵۰ بایت و شماره ترتیب یک عدد سه بیتی باشد، با فرض این که اندازه فریم های ACK بسیار کوچک و قابل صرف‌نظر می‌باشد، نرخ ارسال داده مؤثر با استفاده از روش کنترل خطا Go-Back-N ARQ چقدر است؟ (سراسری ۸۳)

۱) ۱۲ کیلو بیت در ثانیه
۲) ۲۴ کیلو بیت در ثانیه
۳) ۳۶ کیلو بیت در ثانیه
۴) ۴۸ کیلو بیت در ثانیه

۱۴- یک روش کدگذاری قدیمی در ارسال رادیویی، استفاده از کدهایی با تعداد بیت "۱" برابر است. در کد ۲ از ۵، فقط ۲ بیت از کلمه کد ۵ بیتی "۱" می‌باشد. در صورتی که از کدهای ۲ از ۵ استفاده شود، احتمال عدم تشخیص خطا در گیرنده برابر کدام است؟ (سراسری ۸۸)

۱) $\frac{۷}{۳۲}$
۲) $\frac{۸}{۳۲}$
۳) $\frac{۹}{۳۲}$
۴) $\frac{۱۰}{۳۲}$

۱۵- یک پیام از لایه بالاتر به ۵ تقسیم شده است. اگر عملیات کنترل خطا در ارسال این بسته صورت نگیرد و احتمال دریافت صحیح بسته در مقصد ۰/۵ باشد، این پیام چند بار باید ارسال شود تا صحیح به مقصد برسد؟ (سراسری ۸۸)

۱) ۴
۲) ۸
۳) ۱۶
۴) ۳۲

۱۶- کدام گزینه از وظایف زیر لایه MAC نیست؟ (آزاد ۸۸ – مهندسی فناوری اطلاعات)

۱) مدیریت کانال فیزیکی
۲) مخفی نگه داشتن سخت‌افزار شبکه از دید لایه‌های بالاتر
۳) کنترل جریان
۴) قرار دادن آدرس فیزیکی در فریم اطلاعات

۱۷- سیستمی از روش انتقال داده به صورت آسنکرون استفاده می کند اگر برای ارسال هر بایت داده یک Start bit، یک Stop bit و یک Parity bit استفاده شود در صورتی که لایه پیوند داده می‌بایست یک فریم به طول ۱۱KB را منتقل نماید، آنگاه روی کانال فیزیکی چند بایت منتقل می‌شود؟ (آزاد ۸۸ - مهندسی کامپیوتر)

۱) ۱۴KB
۲) ۱۹KB
۳) ۳KB
۴) ۲۲KB

۱۸- فرستنده‌ای از پروتکل IDLE ARQ با نرخ ارسال ۲۰۰Mbps برای ارسال فریم‌هایی به اندازه ۱۲۵۰ بایت استفاده می کند. اگر سرعت انتشار سیگنال در کانال ۲×۱۰^{۸} mps باشد برای داشتن بهره‌وری ۵۰ درصد، طول کانال فیبر نوری چقدر بایستی باشد؟ (آزاد ۸۸ – مهندسی کامپیوتر)

۱) ۱۰km
۲) ۲۰km
۳) ۵km
۴) ۱۵km

khalilifar.ir

۱۹- ایستگاه A با نرخ ۱۰ مگابیت در ثانیه داده‌هایی را برای ایستگاه B ارسال می‌کند. ایستگاه B داده‌های دریافتی را در بافر دریافت خود قرار داده و با نرخ ۹/۲ مگابیت در ثانیه آن‌ها را پردازش می‌کند. اگر ایستگاه B برای کنترل جریان از پیام‌های کنترلی Xoff (Transmission off) و Xon (Transmission on) استفاده کند. با فرض اینکه تأخیر یک طرفه ارتباط ۱۰ میلی‌ثانیه باشد. ایستگاه B در زمانی که بافر دریافتش چند بایت فضای خالی دارد باید پیام کنترلی Xoff را ارسال کند تا بافرش سرریز نشود؟ (سراسری ۸۹)

۱) ۴۰۰۰ ۲) ۱۰۰۰ ۳) ۲۰۰۰ ۴) ۳۰۰۰

۲۰- در یک کد خطی (۳ و ۶) بیت‌های چک‌کننده (check bits) به صورت زیر محاسبه می‌شوند.

$b_4 = b_1 \oplus b_2$

$b_5 = b_1 \oplus b_3$

$b_6 = b_2 \oplus b_3$

حداقل فاصله همینگ در این کد چقدر است؟ (سراسری ۸۹)

۱) ۴ ۲) ۳ ۳) ۲ ۴) ۵

۲۱- برای کنترل خطا بین دو ایستگاه که توسط یک پیوند ارتباطی با نرخ ارسال ۱۰۰ کیلوبیت در ثانیه و طول ۴۰۰ کیلومتر به هم متصل شده‌اند، از روش Stop and Wait استفاده شده است. اگر سرعت انتشار امواج 2×10^8 متر در ثانیه باشد، برای رسیدن به کارایی ۵۰٪ حداقل طول بسته چند بایت باید باشد؟ (سراسری ۸۹)

۱) ۵۰ ۲) ۴۰۰ ۳) ۲۰۰ ۴) ۱۰۰

۲۲- فرستنده و گیرنده‌ای از پروتکل IDLE ARQ استفاده می‌کنند. اگر نرخ ارسال فرستنده و گیرنده ۱۰۰kbps و اندازه فریم های داده ۱۲۵ بایت و فریم های ACK ۱۲ بایت و تأخیر انتشار یکطرفه در کانال برابر ۱۰ms باشد. آنگاه حداقل چند میلی‌ثانیه طول می‌کشد که ۴ فریم داده ارسال و ACK فریم چهارم توسط فرستنده دریافت شود. فرض کنید کانال بدون خطا و زمان پردازش صفر است.

(آزاد ۸۹ – مهندسی کامپیوتر (گروه الف))

۱) ۸۵ ۲) ۱۵۳ ۳) ۵۵ ۴) ۱۲۴

۲۳- در پروتکل‌های کنترل جریان Go Back N و Selective Repeat اگر شماره ترتیب (sequence-number) n بیتی باشد، حداکثر طول پنجره آنها به ترتیب چقدر است؟

(آزاد ۸۹ – مهندسی کامپیوتر (گروه ب))

۱) 2^n و 2^{n-1} ۲) 2^{n-1} و 2^n-1

۳) 2^n-1 و 2^n-2 ۴) 2^n-1 و 2^{n-1}

---

khalilifar.ir

۲۴- یک کد تشخیص خطا k بیت اطلاعات را به صورت زیر به $2k+1$ بیت تبدیل می‌کند.
k بیت اول بیت‌های اطلاعات است،
k بیت دوم تکرار بیت‌های اطلاعات است،
بیت آخر XOR بیت‌های اطلاعات است.
حداقل فاصله همینگ در این کد چقدر است؟ (سراسری ۹۰)

۱) ۳ ۲) ۵ ۳) ۴ ۴) ۶

۲۵- برای اتصال یک کامپیوتر شخصی (PC) به یک کامپیوتر میزبان (Host) از یک مودم تلفن با نرخ ارسال ۶۴kbps و تأخیر انتشار یک طرفه ۱۰۰ms استفاده شده است. اگر اندازه فریم ۱۶۰۰ بایت و احتمال خطای فریم ۰/۴ باشد، کارایی پروتکل توقف و انتظار (Stop-and-Wait) در این سیستم چقدر است؟ (سراسری ۹۰)

۱) ٪۲۰ ۲) ٪۴۰ ۳) ٪۳۰ ۴) ٪۵۰

۲۶- در صورتیکه شبکه‌ای از پروتکل سنکرون بیت‌گرای HDLC و بر اساس bit stuffing استفاده نماید آنگاه در صورتیکه فرستنده‌ای بخواهد داده: "01111110000111110111111111111110" را بر روی کانال بدون خطا ارسال نماید آنگاه فرستنده چه تعداد بیت سربار و اضافی در مابین داده اصلی درج نموده و ارسال می‌نماید؟ (آزاد ۹۰ – گروه الف)

۱) ۲ ۲) ۴ ۳) ۳ ۴) ۵

۲۷- اگر احتمال خطای بیت P باشد، احتمال خطای یک فریم K بیتی به طور دقیق چقدر است؟
(آزاد ۹۰ – گروه ب)

۱) $1-(1-P)^K$ ۲) $(1-P)^K$ ۳) $1-KP$ ۴) KP

۲۸- در روش CRC چه نوع خطاهایی غیرقابل تشخیص هستند؟ (آزاد ۹۰ – گروه ب)

۱) خطاهایی که مضربی از باقی‌مانده (CRC (R(x)) باشند.
۲) خطاهایی که مضربی از چندجمله‌ای مولد (G(x)) باشند.
۳) خطاهایی که مضربی از چندجمله‌ای داده اصلی (M(x)) باشند.
۴) (Burst Error) خطاهای فورانی

۲۹- کدام گزینه نادرست است؟ (آزاد ۹۰ – فناوری اطلاعات)

۱) Stop and Wait، Go back N و Selective Reject مثال‌هایی از ARQ پیوسته هستند.
۲) با استفاده از کنترل خطای Go back N نیازی به ACK برای هر فریم منفرد نیست.
۳) یکی از وظایف زیرلایه (Media Access Control) مدیریت کانال است.
۴) یکی از وظایف زیر لایه LLC (Logical Link Control) مدیریت ارتباطات میان دو کامپیوتر در یک کانال است.

khalilifar.ir

۳۰- یک روش کنترل دسترسی به رسانه می‌تواند، استفاده از مالتی‌پلکس کردن زمانی ثابت باشد. در این روش به هر ایستگاه یک slot زمانی در هر سیکل اختصاص داده می‌شود. اگر فرض کنیم اندازه هر slot مدت زمان لازم برای ارسال ۱۰۰ بیت به علاوه تأخیر انتشار انتها به انتها باشد و با در نظر گرفتن اینکه نرخ ارسال داده‌ها ۱۰Mbps، طول کانال ۸km و سرعت انتشار امواج ۲×۱۰^{۸} mps باشد، اگر تعداد ۱۰۰ ایستگاه داشته باشیم، حداکثر نرخ ارسال هر ایستگاه چقدر است؟ (سراسری ۸۶)

۱) ۲۰kbps ۲) ۲۵kbps ۳) ۱۰۰kbps ۴) ۵۰kbps

۳۱- دو گره که از طریق یک پیوند ارتباطی یا پهنای باند ۱ مگابیت بر ثانیه و تأخیر انتشار ۱۳۰ میلی‌ثانیه به هم متصل هستند. برای کنترل خطا از روش Goback N ARQ با شماره ترتیب ۳ بیتی استفاده می‌کنند. اگر اندازه هر فریم ۲۵۰۰ بایت و نرخ هر فریم ۰/۰۰۰۱ باشد آنگاه حداکثر نرخ ارسال مؤثر در این پیوند بر حسب کیلو بیت بر ثانیه تقریباً برابر است با: (سراسری ۹۲)

۱) ۱۰۰۰ ۲) ۵۰۰ ۳) ۷۵۰ ۴) ۲۵۰

۳۲- برای ارسال اطلاعات بین دو کامپیوتر که از طریق یک پیوند ارتباط (Link) به هم متصل هستند، از پروتکل Stop-and-Wait ARQ استفاده شده است. اگر احتمال خطای هر فریم داده ۲۰٪ باشد، با صرفنظر کردن از سربار فریم و سربار پیام Ack، برای داشتن درصد بهره‌وری پیوند بیش از ۶۰٪ مدت زمان ارسال فریم باید حداقل چند برابر تأخیر انتشار یکطرفه باشد؟ (سراسری ۹۴)

۱) ۴ ۲) ۵ ۳) ۶ ۴) ۷

۳۳- یک کد همینگ ۷ بیتی با مقدار 1011011 به گیرنده می‌رسد. مقدار صحیح این کد چیست؟ (سراسری ۹۵)

۱) 1011001 ۲) 1011011 ۳) 1011010 ۴) 1011111

---

khalilifar.ir

پاسخ تست‌های فصل سوم

۱- گزینه (۳) صحیح است.

در روش کدهمینگ برای هر m بیت داده، r بیت افزونه اضافه می‌شود به این شکل که داده‌های کنترلی (افزونه) در بیت‌های توان دو (۱، ۲، ۴،...) و داده‌های اصلی در اندیس‌های دیگر (۳، ۵، ۶،...) از مجموعه‌ی $m+r$ بیت قرار می‌گیرند. بنابراین کافی است بیت‌های داده نهایی را به این شکل که به جای بیت های توان ۲ یک حرف r همراه با شماره اندیس آن بیت و در مکان های دیگر بیت‌های داده اصلی را بنویسید، و تعداد بیت‌های r را بشمارید :

$r_۱$	$r_۲$	$m_۳$	$r_۴$	$m_۵$	$m_۶$	$m_۷$
؟	؟	۱	؟	۱	۰	۱

حال برای بدست آوردن مقدار $r_۱$، $r_۲$ و $r_۴$ کافی است به شکل زیر عمل کنید:

$$r_۱ = m_۳ \oplus m_۵ \oplus m_۷ = ۱ \oplus ۱ \oplus ۱ = ۱$$

$$r_۲ = m_۳ \oplus m_۶ \oplus m_۷ = ۱ \oplus ۰ \oplus ۱ = ۰$$

$$r_۴ = m_۵ \oplus m_۶ \oplus m_۷ = ۱ \oplus ۰ \oplus ۱ = ۰$$

در نتیجه داده ارسالی با ۳ بیت داده افزونه (r) به صورت زیر خواهد بود:

$r_۱$	$r_۲$	$m_۳$	$r_۴$	$m_۵$	$m_۶$	$m_۷$
۱	۰	۱	۰	۱	۰	۱

روش دیگر محاسبه تعداد بیت افزونه، استفاده از رابطه زیر است:

$$m + r + ۱ \le ۲^r \xrightarrow{m=۴} r = ۳$$

در یک راه‌حل دیگر، می‌توان بدون در نظر داشتن روابط کد همینگ، مقادیر داده‌های کنترلی را به سادگی از روی مقادیر داده‌های اصلی استخراج نمود.

مطابق فرض سؤال قرار است عدد ۱۳ با فرمت باینری ۱۱۰۱ به عنوان اطلاعات در کد همینگ ارسال شود. مطابق آنچه گفتیم، ۳ بیت افزونه باید به داده اصلی اضافه گردد، بنابراین داریم:

$r_۱$	$r_۲$	$m_۳$	$r_۴$	$m_۵$	$m_۶$	$m_۷$
؟	؟	۱	؟	۱	۰	۱

حال جدولی را به شکل زیر رسم نمایید:

khalilifar.ir

شماره بیتی که محتوی آن یک می‌باشد	معادل باینری		
۳	۰	۱	۱
۵	۱	۰	۱
۷	۱	۱	۱
	$r_۴ = ۰$	$r_۲ = ۰$	$r_۱ = ۱$

در جدول فوق شماره بیت‌هایی از داده اصلی که مقدار ۱ دارند در ستون مربوطه درج می‌شود، سپس در بخش معادل باینری به صورت عمودی (ستونی) عمل XOR انجام می‌شود، که نتیجه حاصل به ترتیب از چپ به راست $r_۱ = ۱$، $r_۲ = ۰$ و $r_۴ = ۰$ خواهد بود.
بنابراین داده‌ای که باید ارسال شود به صورت زیر خواهد بود:

$r_۱$	$r_۲$	$m_۳$	$r_۴$	$m_۵$	$m_۶$	$m_۷$
۱	۰	۱	۰	۱	۰	۱

۲- گزینه (۱) صحیح است.
محاسبه بهره‌وری Selective Repeat بدون صرف‌نظر کردن از سربار ACK و زمان پردازش به صورت زیر است:

$$U_{SR} = \begin{cases} \frac{W}{W_S}\left(۱-\frac{H}{L}\right)(۱-P_F) & W < W_S \quad (۱) \\ \left(۱-\frac{H}{L}\right)\times(۱-P_F) & W \geq W_S \quad (۲) \end{cases}$$

توجه: برای بهره‌وری ۱۰۰٪ باید $W \geq W_S$ باشد، بنابراین رابطه دوم استفاده می‌گردد.

توجه: W، اندازه پنجره سمت فرستنده است و $W_S = \frac{T_O}{T_F}$ برابر با «حداقل» اندازه پنجره که برای «ماکزیمم کردن راندمان» مورد نیاز است.

T_O و T_F از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_O = \text{Total Delay} = T_F + ۲T_P + T_{ACK} + ۲T_{Process}$$

$$T_F = \frac{L}{R}$$

T_F، زمان انتقال فریم داده به داخل کانال انتقال است.
که L برابر اندازه فریم و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.
داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$$L = ۱۶۰ \text{ Byte} , H = ۱۶ \text{ Byte} , L_{ACK} = ۱۶ \text{ Byte} , T_P = ۲۴۱ \text{ msec} , T_{Process} = ۰ , R = ۶۴ \text{ kbps}$$

khalilifar.ir

$$T_F = \frac{L}{R} = \frac{۱۶۰ \times ۸}{۶۴ \times ۱۰^۳} = ۲۰ \times ۱۰^{-۳}$$

$$T_O = T_F + ۲T_P + T_{ACK} + ۲T_{Process} = ۲ \times ۲۴۱ \times ۱۰^{-۳} + \frac{۱۶۰ \times ۸}{۶۴ \times ۱۰^۳} + \frac{۱۶ \times ۸}{۶۴ \times ۱۰^۳} + ۰ = \frac{۵۰۴}{۱۰۰۰}$$

توجه: در صورت سؤال زمان پردازش ($T_{Process}$) در مبدأ و مقصد داده نشده است، بنابراین در رابطه فوق، مقدار زمان پردازش را برابر صفر در نظر گرفتیم.

$$W_S = \frac{T_O}{T_F} = \frac{۵۰۴ \times ۱۰^{-۳}}{۲۰ \times ۱۰^{-۳}} = ۲۵/۲$$

در Selective Repeat، پنجره سمت فرستنده برابر W و پنجره سمت گیرنده نیز برابر W و مجموع آن‌ها که تعداد شماره ترتیب‌های لازم را تشکیل می‌دهد ۲W است. پس داریم:

$$\text{Sequence Number} \; ۲^n = ۲^۳ = ۸ = ۲ \times W_{SR} \;\rightarrow\; W_{SR} = ۴$$

توجه: در مسئله گفته شده است که شماره ترتیب ارسال یک عدد ۳ بیتی است، بنابراین تعداد شماره ترتیب $۸ = ۲^۳$ است.

بنابراین $W_{SR} < W_S$ یعنی $۴ < ۲۵/۲$ است، لذا رابطه زیر برای محاسبه بهره‌وری مورد استفاده قرار می‌گیرد:

$$U_{SR} = \frac{W}{W_S}\left(۱ - \frac{H}{L}\right)(۱ - P_F) \qquad W < W_S$$

توجه: در صورت سؤال صحبتی از درصد خطا (P_F) نشده است، بنابراین در رابطه فوق، مقدار آن صفر در نظر گرفته می‌شود. پس داریم:

$$U_{SR} = \frac{۴}{۲۵/۲}(۱ - \frac{۱۶}{۱۶۰}) = ۰/۱۴۳ = ۱۴/۳ \;\%$$

محاسبه بهره‌وری Go Back N بدون صرف‌نظر کردن از سربار ACK و زمان پردازش به صورت زیر است:

$$U_{GBN} = \begin{cases} \frac{W}{W_S}\left(۱ - \frac{H}{L}\right)(\frac{۱ - P_F}{۱ + (W - ۱)P_F}) & W < W_S \quad (۱) \\ \left(۱ - \frac{H}{L}\right)(\frac{۱ - P_F}{۱ + (W_S - ۱)P_F}) & W \geq W_S \quad (۲) \end{cases}$$

توجه: برای بهره‌وری ۱۰۰٪ باید $W \geq W_S$ باشد، بنابراین از رابطه دوم استفاده می‌گردد.

توجه: W، اندازه پنجره سمت فرستنده است و $W_S = \frac{T_O}{T_F}$ برابر با «حداقل» اندازه پنجره که برای «ماکزیمم کردن راندمان» مورد نیاز است.

T_O و T_F از رابطه زیر به دست می‌آید:

khalilifar.ir

$$T_O = \text{Total Delay} = T_F + ۲T_P + T_{ACK} + ۲T_{Process}$$

$$T_F = \frac{L}{R}$$

که L برابر اندازه فریم و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.

$$T_F = \frac{L}{R} = \frac{۱۶۰\times۸}{۶۴\times۱۰^{۳}} = ۲۰\times۱۰^{-۳}$$

$$T_O = T_F = ۲T_P + T_{ACK} + ۲T_{Process} = ۲\times۲۴۱\times۱۰^{-۳} + \frac{۱۶۰\times۸}{۶۴\times۱۰^{۳}} + \frac{۱۶\times۸}{۶۴\times۱۰^{۳}} + ۰ = \frac{۵۰۴}{۱۰۰۰}$$

توجه: در صورت سؤال زمان پردازش ($T_{Process}$) در مبدأ و مقصد داده نشده است، بنابراین در رابطه فوق، مقدار زمان پردازش را برابر صفر در نظر گرفتیم.

$$W_S = \frac{T_O}{T_F} = \frac{۵۰۴\times۱۰^{-۳}}{۲۰\times۱۰^{-۳}} = ۲۵/۲$$

در Go Back N، پنجره سمت فرستنده برابر W و پنجره سمت گیرنده برابر ۱ و مجموع آن‌ها که تعداد شماره ترتیب‌های لازم را تشکیل می‌دهد W+۱ است. پس داریم:

$$\text{Sequence Number } ۲^n = ۲^۳ = ۸ = W_{GBN} + ۱ \rightarrow W_{GBN} = ۷$$

توجه: در مسئله گفته شده است که شماره ترتیب ارسال یک عدد ۳ بیتی است، بنابراین تعداد شماره ترتیب $۸ = ۲^۳$ است.

بنابراین $W < W_S$ یعنی $۷ < ۲۵/۲$ است، لذا رابطه زیر برای محاسبه بهره‌وری مورد استفاده قرار می‌گیرد:

$$U_{GBN} = \frac{W}{W_S}\left(۱-\frac{H}{L}\right)\left(\frac{۱-P_F}{۱+(W-۱)P_F}\right) \quad W < W_S$$

توجه: در صورت سؤال صحبتی از درصد خطا (P_F) نشده است، بنابراین در رابطه فوق، مقدار آن صفر در نظر گرفته می‌شود. پس داریم:

$$U_{GBN} = \frac{۷}{۲۵/۲}\left(۱-\frac{۱۶}{۱۶۰}\right) = ۰/۲۵ = ۲۵\%$$

۳- گزینه (۴) صحیح است.

در stop & wait (IDLE)، پنجره سمت فرستنده برابر ۱ و پنجره سمت گیرنده برابر ۱ و مجموع آن‌ها که تعداد شماره ترتیب‌های لازم را تشکیل می‌دهد ۱+۱ است. پس داریم:

$$\text{Sequence Number} = ۲^n = ۱+۱$$

همچنین در Go Back N، پنجره سمت فرستنده برابر W و پنجره سمت گیرنده برابر ۱ و مجموع آن‌ها که تعداد شماره ترتیب‌های لازم را تشکیل می‌دهد W+۱ است، پس داریم:

khalilifar.ir

$$\text{Sequence Number} = ۲^n = W_{GBN} + ۱$$

بنابراین اگر W_{GBN} در Go Back N، برابر ۱ شود، پروتکل IDLE با Go Back N یکسان می‌شود.

۴- گزینه (۱) صحیح است.

فرض کنید که فرستنده از داده‌های ۰۰، ۰۱، ۱۰ و ۱۱ برای ارسال داده‌ها استفاده می‌کند، حال برای بدست آوردن فاصله همینگ همراه با بیت‌های توازن زوج و فرد مطابق جدول زیر داریم:

$m_۱$	$m_۲$	$r_۳$ = الگوی توازن زوج	$r_۴$ = الگوی توازن فرد	کد
۰	۰	۰	۱	$C_۱ = ۰۰۰۱$
۰	۱	۱	۰	$C_۲ = ۰۱۱۰$
۱	۰	۱	۰	$C_۳ = ۱۰۱۰$
۱	۱	۰	۱	$C_۴ = ۱۱۰۱$

$D(C_۱ , C_۲) = ۳$

$D(C_۱ , C_۳) = ۳$

$D(C_۱ , C_۴) = ۲$

$D(C_۲ , C_۳) = ۲$

$D(C_۲ , C_۴) = ۳$

$D(C_۳ , C_۴) = ۳$

فاصله همینگ یک مجموعه کد، برابر است با کمترین فاصله همینگ دو به دوی کدها. بنابراین داریم:

$$D_{min}(C_۱ , C_۲ , C_۳ , C_۴) = ۲$$

۵- گزینه (۳) صحیح است.

در Selective Repeat، پنجره سمت فرستنده برابر W_{SR} و پنجره سمت گیرنده نیز برابر W_{SR} و مجموع آن‌ها که تعداد شماره ترتیب‌های لازم را تشکیل می‌دهد $۲W_{SR}$ است. پس داریم:

$$\text{Sequence Number} = ۲^n = ۲ \times W_{SR}$$

بنابراین، برای محاسبه W_{SR} یا W در سمت فرستنده و گیرنده در روش Selective Repeat می‌توان از رابطه فوق استفاده نمود، البته به شرطی که مقدار n داده شود. از آنجا که در صورت سؤال n مطرح نشده است، بنابراین نمی‌توان از راه حل فوق به مقدار W_{SR} در سمت فرستنده و گیرنده رسید.

بنابراین برای محاسبه W_{SR} از رابطه بهره‌وری استفاده می‌کنیم:

محاسبه بهره‌وری SR بدون صرف‌نظر کردن از سربار ACK و زمان پردازش به صورت زیر است:

khalilifar.ir

$$U_{SR}=\begin{cases}\dfrac{W}{W_S}\left(۱-\dfrac{H}{L}\right)(۱-P_F) & W<W_S \quad (۱)\\ \left(۱-\dfrac{H}{L_۱}\right)\times(۱-P_F) & W\geq W_S \quad (۲)\end{cases}$$

توجه: برای بهره‌وری ۱۰۰٪ باید $W\geq W_S$ باشد، بنابراین از رابطه دوم استفاده می‌گردد.

توجه: W، اندازه پنجره سمت فرستنده است، $W_S=\dfrac{T_O}{T_F}$ برابر با «حداقل» اندازه پنجره که برای «ماکزیمم کردن راندمان» مورد نیاز است.

T_O و T_F از رابطه زیر به دست می‌آید:

$$T_O=\text{Total Delay}=T_F+۲T_P+T_{ACK}+۲T_{Process}$$

توجه: در صورت سؤال $T_{Timeout}$ در سطح لایه پیوند داده و در یک شبکه محلی (یک پیوند ارتباطی) مطرح شده است، بنابراین حاصل جمع رابطه فوق برابر مقدار ۱۰۰msec می‌باشد، بنابراین داریم:

$$T_O=T_{Timeout}=\text{Total Delay}=T_F+۲T_P+T_{ACK}+۲T_{Process}=۱۰۰\ \text{msec}$$

در راندمان ۱۰۰٪ یعنی در رابطه دوم بهره‌وری، مقدار $W\geq W_S$ است، بنابراین با محاسبه W_S می‌توان به حداقل مقدار W یا W_{min} رسید.

$$T_F=\frac{L}{R}=\frac{۱۲۸\times۸}{۱۲۸\times۱۰^{۳}}=۸\times۱۰^{-۳}\text{s}$$

$$W_{min}=W_S=\frac{T_O}{T_F}=\frac{T_{Timeout}}{T_F}=\frac{۱۰۰\times۱۰^{-۳}\text{s}}{۸\times۱۰^{-۳}\text{s}}=\lceil ۱۲/۵\rceil=۱۳$$

از آنجا که در روش Selective Repeat، اندازه پنجره در فرستنده و گیرنده برابر است. بنابراین پنجره گیرنده نیز باید ۱۳ باشد به این معنی که اندازه بافر گیرنده نیز باید مانند فرستنده به اندازه ۱۳ فریم (Frame) جا داشته باشد و چون مطابق فرض سؤال اندازه هر فریم ۱۲۸ بایت است، پس در کل ۱۶۶۴=۱۲۸ ×۱۳ بایت فضا لازم است.

۶- هیچ‌کدام از گزینه‌ها صحیح نیست.

به ازای هر کاراکتر ۸ بیتی، ۳ بیت (بیت شروع، بیت پایان و بیت توازن) افزونگی داریم:

داده اصلی	داده کنترلی
۸	۳
۱۰۲۴×۸	x

$$\rightarrow\ x=\frac{۱۰۲۴\times۸\times۳}{۸}=۱۰۲۴\times۳=۳۰۷۲\ \text{bit}=۳۸۴\ \text{Byte}$$

L_{File} = حجم کل داده ارسالی = داده اصلی + داده کنترلی

khalilifar.ir

L_{File}=۱۰۲۴+۳۸۴ = ۱۴۰۸ بایت

برای محاسبه زمان لازم برای ارسال حجم داده فوق، مطابق رابطه زیر داریم:

$$T_{File} = \frac{L_{File}}{R} = \frac{۱۴۰۸ \times ۸}{۲۸/۸ \times ۱۰۲۴} \simeq ۰/۳۹ \quad \text{ثانیه}$$

۷- گزینه (۳) صحیح است.

به طور کلی، برای محاسبه درصد سرباری، رابطه زیر مورد استفاده قرار می‌گیرد:

$$\text{درصد سرباری} = \frac{\text{داده غیرمفید (داده کنترلی)}}{\text{داده مفید (داده اصلی)} + \text{داده غیرمفید (داده کنترلی)}} \times ۱۰۰$$

$$\text{داده غیر مفید (داده کنترلی)} = ۳(\text{Synch}) + ۱(\text{STX}) + ۱(\text{ETX}) + ۱(\text{ETX}) + n(\text{DLE})$$

برای محاسبه n، مطابق مفروضات مسئله، رابطه زیر مورد استفاده قرار می‌گیرد:

داده اصلی	داده کنترلی (DLE)	
۲۵۶	۴	$\rightarrow n = \frac{۱۰۲۴ \times ۴}{۲۵۶} = ۱۶$
۱۰۲۴	n	

بنابراین داده غیرمفید (داده کنترلی) به صورت زیر خواهد بود:

$$\text{داده غیر مفید (داده کنترلی)} = ۳(\text{Synch}) + ۱(\text{STX}) + ۱(\text{ETX}) + ۱(\text{ETX}) + ۱۶(\text{DLE}) = ۲۱\ \text{B}$$

$$\text{داده مفید (اصلی)} = ۱\text{kB} = ۱۰۲۴\text{B}$$

بنابراین، مطابق رابطه درصد سرباری داریم:

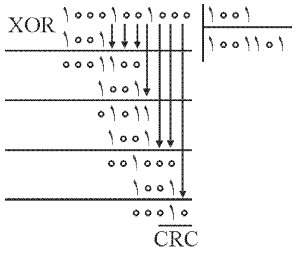
$$\text{درصد سرباری} = \frac{۲۱}{۲۱ + ۱۰۲۴} \times ۱۰۰ \simeq ۲\%$$

۸- گزینه (۱) صحیح است.

ابتدا باینری معادل $x^۳ + ۱$ (چندجمله‌ای مولد) را محاسبه می‌کنیم:

۳	۲	۱	۰
۱	۰	۰	۱

سپس با توجه به اینکه چندجمله‌ای مولد ۴ بیت دارد، ۳ بیت (به تعداد درجه تابع مولد که در اینجا درجه ۳ است) صفر به داده اضافه می‌کنیم و عمل تقسیم را انجام می‌دهیم:



khalilifar.ir

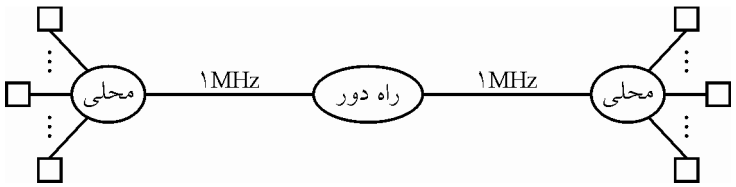
با توجه به اینکه CRC باید ۳ بیت باشد، پس: $CRC = ۰۱۰$

۹- گزینه (۳) صحیح است.

داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$$w_{Telecomm} = ۱\ MHz = ۱۰^{۶}\ Hz\ ,\ w_{channel} = ۴\ kHz = ۴\times۱۰^{۳}\ Hz$$

مطابق مفروضات مسئله شکل زیر را در نظر بگیرید:



حداکثر تعداد تماس‌هایی که هر مرکز محلی می‌تواند با مرکز راه دور برقرار کند، از رابطه زیر محاسبه می‌گردد:

$$Calls = \frac{w_{Telecomm}}{w_{Channel}} = \frac{۱۰^{۶}}{۴\times۱۰^{۳}} = ۲۵۰$$

وقتی در یک مرکز محلی حداکثر مکالمه‌های راه دور برابر ۲۵۰ تماس است، و مطابق فرض سؤال این مقدار برابر ۱۰ درصد کل مکالمات در مراکز محلی است. بنابراین کل مکالمه‌ها در یک مرکز محلی برابر ۲۵۰۰ تماس براساس رابطه زیر است:

تماس‌ها	درصد
۲۵۰	۱۰
x	۱۰۰

$$\rightarrow \quad x = ۲۵۰۰$$

۱۰- گزینه (۳) صحیح است.

به طور کلی محاسبه بهره‌وری از رابطه زیر انجام می‌گردد:

$$U = \frac{\text{مفید}}{\text{غیرمفید + مفید}} \times ۱۰۰$$

اگر طول داده اصلی L بایت فرض گردد و در هر لایه به اندازه h بایت داده فرعی (سرآیند) به داده اصلی اضافه گردد، آنگاه در انتهای حرکت داده اصلی از بالاترین لایه به پایین‌ترین لایه، فریمی به طول L+nh ایجاد می‌گردد که آماده است، تا در لایه فیزیکی (کانال انتقال) قرار گیرد.

توجه: لایه فیزیکی به داده اصلی، داده فرعی (سرآیند) اضافه نمی‌کند.

بنابر مطلب فوق و مطابق فرض سؤال، برای رسیدن به بهره‌وری ۸۰٪، حداقل طول داده اصلی به صورت زیر خواهد بود:

$$U = \frac{\text{مفید}}{\text{غیرمفید + مفید}} \quad \rightarrow \quad \frac{۸۰}{۱۰۰} = \frac{L}{L+nh} \quad \rightarrow \quad L = ۴nh$$

khalilifar.ir

۱۱- گزینه (۲) صحیح است.

رابطه کلی برای محاسبه بهره‌وری در Go Back N (GBN) به صورت زیر است:

محاسبه بهره‌وری Go Back N بدون صرف‌نظر کردن از سربار ACK و زمان پردازش به صورت زیر است:

$$U_{GBN}=\begin{cases}\frac{W}{W_S}\left(1-\frac{H}{L}\right)\left(\frac{1-P_F}{1+(W-1)P_F}\right) & W<W_S \quad (1)\\ \left(1-\frac{H}{L}\right)\frac{(1-P_F)}{1+(W_S-1)P_F} & W\geq W_S \quad (2)\end{cases}$$

توجه: برای بهره‌وری ۱۰۰٪ باید $W\geq W_S$ باشد، بنابراین از رابطه دوم استفاده می‌گردد.

توجه: W، اندازه پنجره سمت فرستنده است و $W_S=\frac{T_O}{T_F}$ برابر با «حداقل» اندازه پنجره که برای «ماکزیمم کردن راندمان» مورد نیاز است.

T_O و T_F از رابطه زیر به دست می‌آید:

$$T_O=\text{Total Delay}=T_F+2T_P+T_{ACK}+2T_{Process}$$

$$T_F=\frac{L}{R}$$

T_F، زمان انتقال فریم داده به داخل کانال انتقال است.

که L برابر اندازه فریم و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.

محاسبه بهره‌وری GBN با صرف نظر کردن از سربار ACK و زمان پردازش به صورت زیر است.

بنابراین مقدار W_S برابر رابطه‌ی زیر خواهد بود:

$$W_S=\frac{T_F+2T_P+\overset{\text{ناچیز}}{\cancel{T_{ACK}}}+2\overset{\text{ناچیز}}{\cancel{T_{Process}}}}{T_F}=\frac{T_F+T_P}{T_F}=\frac{1+\frac{T_P}{T_F}}{1}=\frac{1+2a}{1}=1+2a$$

توجه: a برابر $\frac{T_P}{T_F}$ در نظر گرفته شده است.

بنابراین با توجه به روابط فوق داریم:

$$U_{GBN}=\begin{cases}\frac{W}{1+2a}\left(1-\frac{H}{L}\right)\frac{(1-P_F)}{1+(W-1)P_F} & W<1+2a \quad (1)\\ \left(1-\frac{H}{L}\right)\frac{1-P_F}{1+2aP_F} & W\geq 1+2a \quad (2)\end{cases}$$

توجه: برای بهره‌وری ۱۰۰٪ باید $W\geq 1+2a$ باشد، بنابراین از رابطه دوم استفاده می‌گردد.

توجه:

$$1+(W_S-1)P_F \xrightarrow{W_S=1+2a} 1+(1+2a-1)P_F=1+2aP_F$$

khalilifar.ir

توجه: در صورت سؤال صحبتی از زمان پردازش نشده است، همچنین در صورت سؤال طول فریم‌های ACK نیز بسیار کوچک و قابل صرف‌نظر کردن در نظر گرفته شده است. بنابراین روابط فوق برای محاسبه بهره‌وری مورد استفاده قرار می‌گیرند.

توجه: در صورت سؤال فرض شده است، جریان ارسال داده‌ها قطع نشود، این مورد در بهره‌وری ۱۰۰ درصد رخ می‌دهد.

بنابراین $W \geq ۱+۲a$ است، لذا رابطه زیر برای محاسبه بهره‌وری مورد استفاده قرار می‌گیرد:

$$U_{GBN} = \left(۱-\frac{H}{L}\right)\left(\frac{۱-P_F}{۱+۲aP_F}\right) \qquad W \geq ۱+۲a$$

توجه: در صورت سؤال صحبتی از سربار سرآیند $(\frac{H}{L})$ نشده است، بنابراین در رابطه فوق مقدار آن، صفر در نظر گرفته می‌شود. پس داریم:

$$U_{GBN} = \left(\frac{۱-P_F}{۱+۲aP_F}\right) \qquad W \geq ۱+۲a$$

در رابطه فوق، مقدار $W \geq ۱+۲a$ است، بنابراین با محاسبه $۱+۲a$ می‌توان به حداقل مقدار W رسید.

داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$$R = ۱۲۸\ kbps = ۱۲۸\times۱۰^{۳}\ bps\ ,\ T_P = ۴۰\ ms = ۴۰\times۱۰^{-۳}\ ,\ L = ۱۲۸\ Byte = ۱۰۲۴\ bit$$

$$T_F = \frac{L}{R} = \frac{۱۰۲۴}{۱۲۸\times۱۰^{۳}} = ۸\times۱۰^{-۳}$$

$$W_S = ۱+۲a = ۱+۲\frac{T_P}{T_F} = ۱+۲\frac{۴۰\times۱۰^{-۳}}{۸\times۱۰^{-۳}} = ۱+۲\times۵ = ۱۱$$

بنابراین داریم:

$$W_{min} = ۱+۲a = ۱۱$$

در Go Back N، پنجره سمت فرستنده برابر W و پنجره سمت گیرنده برابر ۱ و مجموع آن‌ها که تعداد شماره ترتیب‌های لازم را تشکیل می‌دهد W+۱ است. پس داریم:

$$\text{Sequence Number} = ۲^n = W_{GBN} + ۱ \rightarrow ۲^n = ۱۱+۱ \rightarrow ۲^n = ۱۲$$

$$n = \lceil \log_{۲}^{۱۲} \rceil = ۴\ bit$$

۱۲- گزینه (۱) صحیح است.

این یک آزمایش برنولی با احتمال پیروزی $۱-P$ است. تکرار آزمایش برنولی تا رسیدن به اولین پیروزی از تابع توزیع هندسی پیروی می‌کند و در این تابع توزیع، امید ریاضی به صورت زیر خواهد بود:

khalilifar.ir

$$E(x) = \frac{۱}{\text{احتمال موفقیت}} = \frac{۱}{۱-P}$$

۱۳- گزینه (۲) صحیح است.

گذردهی یا نرخ ارسال مؤثر یا نرخ انتقال واقعی از رابطه زیر به دست می‌آید:

$$R_e = R \times U$$

که R برابر مقدار نرخ انتقال اسمی (پهنای باند) و U برابر بهره‌وری می‌باشد. مقدار R برابر ۵۶ کیلوبایت در ثانیه می‌باشد، بنابراین در ادامه باید مقدار U محاسبه گردد.

رابطه کلی برای محاسبه بهره‌وری در Go Back N به صورت زیر است:

محاسبه بهره‌وری Go Back N بدون صرف‌نظر کردن از سربار ACK و زمان پردازش به صورت زیر است:

$$U_{GBN} = \begin{cases} \frac{W}{W_S}\left(۱-\frac{H}{L}\right)\left(\frac{۱-P_F}{۱+(W-۱)P_F}\right) & W < W_S \quad (۱) \\ \left(۱-\frac{H}{L}\right)\left(\frac{۱-P_F}{۱+(W_S-۱)P_F}\right) & W \geq W_S \quad (۲) \end{cases}$$

توجه: برای بهره‌وری ۱۰۰٪ باید $W \geq W_S$ باشد، بنابراین از رابطه دوم استفاده می‌گردد.

توجه: W، اندازه پنجره سمت فرستنده است و $W_S = \frac{T_O}{T_F}$ برابر با «حداقل» اندازه پنجره که برای «ماکزیمم کردن راندمان» مورد نیاز است.

T_O و T_F از رابطه زیر به دست می‌آید:

$$T_O = \text{Total Delay} = T_F + ۲T_P + T_{ACK} + ۲T_{Process}$$

$$T_F = \frac{L}{R}$$

T_F، زمان انتقال فریم داده به داخل کانال انتقال است.

که L برابر اندازه فریم و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.

محاسبه بهره‌وری Go Back N با صرف نظر کردن از سربار ACK و زمان پردازش، به صورت زیر است:

بنابراین مقدار W_S برابر رابطه‌ی زیر خواهد بود:

$$W_S = \frac{T_F + ۲T_P + \overset{\text{ناچیز}}{\cancel{T_{ACK}}} + ۲\overset{\text{ناچیز}}{\cancel{T_{Process}}}}{T_F} = \frac{T_F + ۲T_P}{T_F} = \frac{۱+۲\frac{T_P}{T_F}}{۱} = \frac{۱+۲a}{۱} = ۱+۲a$$

توجه: a برابر $\frac{T_P}{T_F}$ در نظر گرفته شده است.

khalilifar.ir

بنابراین با توجه به روابط فوق داریم:

$$U_{GBN} = \begin{cases} \frac{W}{۱+۲a}\left(۱-\frac{H}{L}\right)\left(\frac{۱-P_F}{۱+(W-۱)P_F}\right) & W < ۱+۲a \quad (۱) \\ \left(۱-\frac{H}{L}\right)\frac{۱-P_F}{۱+۲aP_F} & W \geq ۱+۲a \quad (۲) \end{cases}$$

توجه: برای بهره‌وری ۱۰۰٪ باید $W \geq ۱+۲a$ باشد، بنابراین از رابطه دوم استفاده می‌گردد.

توجه:

$$۱+(W_S-۱)P_F \xrightarrow{W_S=۱+۲a} ۱+(۱+۲a-۱)P_F = ۱+۲aP_F$$

توجه: در صورت سؤال صحبتی از سربار ACK و زمان پردازش نشده است، بنابراین روابط فوق برای محاسبه بهره‌وری مورد استفاده قرار می‌گیرند.

در مسئله گفته شده است که شماره ترتیب ارسال یک عدد ۳ بیتی است، بنابراین شماره ترتیب $۸ = ۲^۳$ است.

در Go Back N، پنجره سمت فرستنده برابر W و پنجره سمت گیرنده برابر ۱ و مجموع آنها که تعداد شماره ترتیب‌های لازم را تشکیل می‌دهد W+۱ است. پس داریم:

$$\text{Sequence Number} = ۸ = W_{GBN} + ۱ \rightarrow W_{GBN} = ۷$$

داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$$R = ۵۶ \text{ kbps} = ۵۶\times۱۰^۳ \text{ bps} \;,\; W = ۷ \;,\; L = ۳۵۰ \text{ Byte} = ۳۵۰\times۸ \text{ bit}$$

$$T_P = ۱۵۰ \text{ ms} = ۱۵۰\times۱۰^{-۳} \text{ s}$$

حال باید بررسی کنیم که W با $۱+۲a$ چه نسبتی دارد.

$$۱+۲a = ۱+۲\times\frac{T_P}{T_F} = ۱+۲\times\frac{T_P}{\frac{L}{R}} = ۱+۲\times\frac{۱۵۰\times۱۰^{-۳}}{\frac{۳۵۰\times۸}{۵۶\times۱۰^۳}} = ۱+۲\times۳ = ۷$$

بنابراین $W \geq ۱+۲a$ است، یعنی $۷ \geq ۷$ لذا رابطه زیر برای محاسبه بهره‌وری مورد استفاده قرار می‌گیرد:

$$U_{GBN} = \left(۱-\frac{H}{L}\right)\frac{۱-P_F}{۱+۲aP_F} \qquad W \geq ۱+۲a$$

توجه: در صورت سؤال، صحبتی از درصد خطا (P_F) و سربار سرآیند ($\frac{H}{L}$) نشده است، بنابراین در رابطه فوق، مقدار آن، صفر در نظر گرفته می‌شود، پس داریم:

$$U_{GBN} = ۱ \qquad W \geq ۱+۲a$$

مسئله، گذردهی یا نرخ ارسال مؤثر یا نرخ انتقال واقعی را مورد سؤال قرار داده است، بنابراین

khalilifar.ir

مطابق رابطه زیر داریم:

$$R_e = R \times U_{GBN} = ۵۶\times۱۰^۳ \times ۱ = ۵۶\times۱۰^۳ \text{ bps} = ۵۶ \text{ kbps}$$

اما متأسفانه، این پاسخ در گزینه‌ها موجود نیست و با توجه به گزینه درست اعلام شده، مشخص می‌شود که طراح این سؤال، دچار خطای مفهومی شده است و منظور طراح محترم از عبارت شماره ترتیب سه بیتی، همان اندازه پنجره سه ($W = ۳$) بوده است.

مطابق این فرض، حال باید بررسی کنیم که W با $۱+۲a$ چه نسبتی دارد.

$$۱+۲a = ۱+۲\times\frac{T_P}{T_F} = ۱+۲\times\frac{T_P}{\frac{L}{R}} = ۱+۲\times\frac{۱۵۰\times۱۰^{-۳}}{\frac{۳۵۰\times۸}{۵۶\times۱۰^۳}} = ۱+۲\times۳ = ۷$$

بنابراین $W < ۱+۲a$ یعنی $۳ < ۷$ است، لذا رابطه زیر برای محاسبه بهره‌وری مورد استفاده قرار می‌گیرد:

$$U_{GBN} = \frac{W}{۱+۲a}\left(۱-\frac{H}{L}\right)\left(\frac{۱-P_F}{۱+(W-۱)P_F}\right) \quad W < ۱+۲a$$

توجه: در صورت سؤال، صحبتی از درصد خطا (P_F) و سربار سرآیند ($\frac{H}{L}$) نشده است، بنابراین در رابطه فوق، مقدار آن، صفر در نظر گرفته می‌شود، پس داریم:

$$U_{GBN} = \frac{W}{۱+۲a} \quad W < ۱+۲a$$

$$U_{GBN} = \frac{W}{۱+۲a} = \frac{۳}{۱+۲\times۳} = \frac{۳}{۷}$$

مسئله، گذردهی یا نرخ ارسال مؤثر یا نرخ انتقال واقعی را مورد سؤال قرار داده است، بنابراین مطابق رابطه زیر داریم:

$$R_e = R \times U_{GBN} = ۵۶\times۱۰^۳ \times \frac{۳}{۷} = ۲۴\times۱۰^۳ \text{ bps} = ۲۴ \text{ kbps}$$

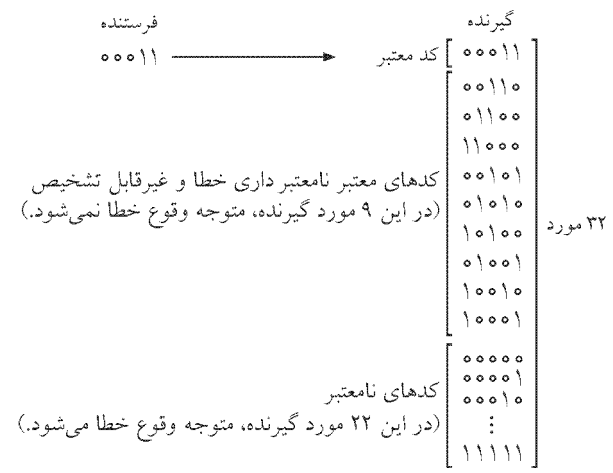
۱۴- گزینه (۳) صحیح است.

طبق صورت سؤال، کد معتبر یا کد مجاز استفاده شده به گونه‌ای است که همیشه از ۵ بیت موجود، ۲ بیت برابر ۱ هستند. حال اگر خطا به گونه‌ای رخ دهد که کد دریافتی در مقصد باز هم شامل دو بیت ۱ و سه بیت ۰ باشد، چون کد خطادار دریافتی در مقصد نیز معیار کدبندی معتبر را رعایت کرده، مورد پذیرش گیرنده واقع شده و خطا تشخیص داده نخواهد شد. پس اگر تعداد کل پیشامدهایی را بدست آوریم که از ۵ بیت، ۳ بیت ۰ و ۲ بیت ۱ باشد و حاصل را یکی کم کنیم فضای پیشامدهایی را محاسبه کرده‌ایم که خطا در آن تشخیص داده نمی‌شود. دلیل کاهش یک

khalilifar.ir

واحد از تعداد کل پیشامدهای $\binom{۵}{۲}=۱۰$، این است که یکی از کدها، کد ارسالی و درست است و مابقی یعنی ۹ کد باقی‌مانده، دارای خطا و غیرقابل تشخیص هستند.

مثال:



مطابق مثال فوق، تعداد کل حالات $۲^۵=۳۲$ و تعداد کل حالت‌های ممکن دارای دو بیت ۱، $\binom{۵}{۲}=۱۰$ است، که یک مورد آن کد معتبر درست (کد ارسالی) و ۹ مورد آن کدهای معتبر نامعتبر دارای خطا و غیرقابل تشخیص است.

بنابراین برای محاسبه احتمال عدم تشخیص خطا در گیرنده مطابق رابطه زیر داریم:

$$P=\frac{\text{تعداد پیشامدهایی که سبب عدم تشخیص خطا در گیرنده می‌شود}}{\text{تعداد کل پیشامدها}}=\frac{۹}{۳۲}$$

توجه: محاسبه $\binom{۵}{۲}=۱۰$ به صورت زیر است:

$$\binom{۵}{۲}=\frac{۵!}{۳!\,۲!}=۱۰$$

توجه: تعداد کل حالات برابر $۲^۵$ است، زیرا کلاً ۵ بیت داریم که هر بیت می‌تواند ۰ یا ۱ باشد یعنی دو حالت مختلف، بنابراین طبق اصل ضرب، این تعداد به صورت زیر خواهد بود:

$$۲\times۲\times۲\times۲\times۲=۲^۵=۳۲$$

۱۵- گزینه (۱) صحیح است.

چون کنترل خطا در ارسال هر بسته صورت نمی‌گیرد، احتمال درست رسیدن پیام برابر احتمال درست رسیدن هر ۵ بسته درون آن است، که طب اصل ضرب داریم:

khalilifar.ir

$$p = \frac{۱}{۲} \times \frac{۱}{۲} \times \frac{۱}{۲} \times \frac{۱}{۲} \times \frac{۱}{۲} = (\frac{۱}{۲})^{۵} = \frac{۱}{۳۲}$$

اگر آزمایش برنولی که نتیجه آن یا پیروزی است (با احتمال p) و یا عدم پیروزی (با احتمال $q = ۱ - p$) را تکرار کنیم به توزیع هندسی (توزیع دوجمله‌ای) می‌رسیم و میانگین توزیع هندسی (امید ریاضی) از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$E(x) = \frac{۱}{p} = \frac{۱}{\frac{۱}{۳۲}} = ۳۲$$

۱۶- گزینه (۲) صحیح است.

تمام گزینه‌ها به جز گزینه دوم از ویژگی‌های زیرلایه MAC است. مخفی نگه داشتن سخت‌افزار و اجزاء فیزیکی شبکه از دید لایه‌های بالاتر از وظایف زیر لایه LLC است.

۱۷- هیچ‌کدام از گزینه‌ها صحیح نیست.

به ازای هر کار کاراکتر ۸ بیتی، ۳ بیت (بیت شروع، بیت پایان، بیت توازن) افزونگی داریم:

داده اصلی	داده کنترلی
۸	۳
۱۱×۱۰۲۴×۸	x

$$\rightarrow x = \frac{۱۱ \times ۱۰۲۴ \times ۸ \times ۳}{۸} = ۳۳ \times ۱۰۲۴ \text{ b}$$

حال برای تبدیل به کیلوبایت داریم:

$$\text{داده کنترلی} = \frac{۳۳ \times ۱۰۲۴}{۸ \times ۱۰۲۴} = \frac{۳۳}{۸} = ۴/۱۲۵ \text{ KB}$$

$$\text{حجم کل داده ارسالی} = \text{داده اصلی} + \text{داده کنترلی} = ۱۱ \text{ KB} + ۴/۱۲۵ \text{ KB} = ۱۵/۱۲۵ \text{ KB}$$

۱۸- گزینه (۳) صحیح است.

محاسبه بهره‌وری stop & wait بدون صرف‌نظر کردن از سربار ACK و زمان پردازش به صورت زیر است:

$$U_{\text{stop \& wait}} = \begin{cases} \frac{۱}{W_S}\left(۱ - \frac{H}{L}\right)(۱ - P_F) & W < W_S \quad (۱) \\ \left(۱ - \frac{H}{L}\right) \times (۱ - P_F) & W \geq W_S \quad (۲) \end{cases}$$

توجه: برای بهره‌وری ۱۰۰٪ باید $W \geq W_S$ باشد، بنابراین از رابطه دوم استفاده می‌گردد.

توجه: در روابط فوق مقدار پنجره فرستنده یعنی W برابر یک است.

توجه: $W_S = \frac{T_O}{T_F}$ برابر با «حداقل» اندازه پنجره که برای «ماکزیمم کردن راندمان» مورد نیاز است.

khalilifar.ir

T_O و T_F از رابطه‌ی زیر به دست می‌آید:

$$T_O = \text{Total Delay} = T_F + ۲T_P + T_{Ack} + ۲T_{Process}$$

$$T_F = \frac{L}{R}$$

T_F، زمان انتقال فریم داده به داخل کانال انتقال است.

که L برابر اندازه فریم و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.

محاسبه بهره‌وری stop & wait با صرف نظر کردن از سربار ACK و زمان پردازش، به صورت زیر است:

بنابراین مقدار W_S برابر رابطه‌ی زیر خواهد بود:

$$W_S = \frac{T_F + ۲T_P + T_{ACK} + ۲T_{Process}}{T_F} \overset{\text{ناچیز} \quad \text{ناچیز}}{=} \frac{T_F + T_P}{T_F} = \frac{۱ + ۲\frac{T_P}{T_F}}{۱} = \frac{۱+۲a}{۱} = ۱+۲a$$

توجه: a برابر $\frac{T_P}{T_F}$ در نظر گرفته شده است.

بنابراین با توجه به روابط فوق داریم:

$$U_{\text{stop \& wait}} = \begin{cases} \frac{۱}{۱+۲a}\left(۱-\frac{H}{L}\right)(۱-P_F) & W < ۱+۲a \quad (۱) \\ \left(۱-\frac{H}{L}\right)(۱-P_F) & W \geq ۱+۲a \quad (۲) \end{cases}$$

توجه: برای بهره‌وری ۱۰۰٪ باید $W \geq ۱+۲a$ باشد، بنابراین از رابطه دوم استفاده می‌گردد.

توجه: در روابط فوق مقدار پنجره فرستنده یعنی W برابر یک است.

توجه: در صورت سؤال صحبتی از سربار ACK و زمان پردازش نشده است، بنابراین روابط فوق برای محاسبه بهره‌وری مورد استفاده قرار می‌گیرند.

توجه: در صورت سؤال مطرح شده است که برای داشتن بهره‌وری ۵۰ درصد، طول کانال فیبر نوری (D) چقدر است؟

بنابراین $W < ۱+۲a$ است، لذا رابطه‌ی زیر برای محاسبه بهره‌وری مورد استفاده قرار می‌گیرد:

$$U_{\text{stop \& wait}} = \frac{۱}{۱+۲a}\left(۱-\frac{H}{L}\right)(۱-P_F) \qquad W < ۱+۲a$$

توجه: در صورت سؤال، صحبتی از درصد خطا (P_F) و سربار سرآیند $(\frac{H}{L})$ نشده است، بنابراین در رابطه فوق، مقدار آن، صفر در نظر گرفته می‌شود، پس داریم:

$$U_{\text{stop \& wait}} = \frac{۱}{۱+۲a} \qquad W < ۱+۲a$$

khalilifar.ir

در صورت سؤال مطرح شده است که برای داشتن بهره‌وری ۵۰ درصد، طول کانال فیبر نوری (D) چقدر است؟ بنابراین مطابق رابطه فوق داریم:

$$\frac{۱}{۲}=\frac{۱}{۱+۲a}$$

مطابق رابطه فوق اگر مقدار a، برابر $\frac{۱}{۲}$ باشد، تساوی فوق برقرار خواهد بود، پس در ادامه داریم:

$$a=\frac{۱}{۲} \rightarrow \frac{T_P}{T_F}=\frac{۱}{۲}$$

$$\frac{\frac{D}{V}}{\frac{L}{R}}=\frac{۱}{۲} \rightarrow \frac{D\times R}{L\times V}=\frac{۱}{۲} \rightarrow D=\frac{L\times V}{۲R}$$

داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$$R=۲۰۰\ Mbps=۲۰۰\times۱۰^{۶}\ bps\ ,\ L=۱۲۵۰\ Byte=۱۲۵۰\times۸\ bit$$

$$V=۲\times۱۰^{۸}\ mps$$

$$D=\frac{۱۲۵۰\times۸\times۲\times۱۰^{۸}}{۲\times۲۰۰\times۱۰^{۶}}=۵۰۰۰\ m=۵km$$

۱۹- گزینه (۳) صحیح است.

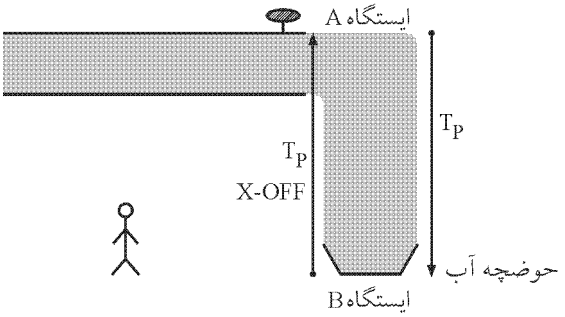
داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$$R_{A-Send}=۱۰\ Mbps=۱۰^{۷}\ bps\ ,\ R_{B-Process}=۹/۲\ Mbps=۹/۲\times۱۰^{۶}\ bps$$

$$T_P=۱۰\ ms=۱۰^{-۲}s$$

برای درک بهتر مثال زیر را در نظر بگیرید:

مطابق شکل زیر فرض کنید، در پایین یک آبشار با نرخ انتقال A-Send یک حوضچه آب با نرخ پردازش B-Process قرار گرفته است، تأخیر انتشار آب از بالای آبشار تا حوضچه آب برابر T_P است، حداقل مقدار فضای خالی حوضچه آب چقدر باشد، تا از لحظه‌ای که نگهبان حوضچه آب از پایین به بالا فرمان بستن آبشار را صادر می‌کند، حوضچه آب سرریز نشود؟



دو ایستگاه A و B و یک شبکه دو طرفه داریم. براساس الگوریتم X-ON و X-OFF، وقتی بافر

khalilifar.ir

مقصد یعنی B در حال پُر شدن است، باید برای ایستگاه A پیغام X-OFF را ارسال کند. اما به دلیل پدیده تأخیر انتشار هنگامی که پیغام X-OFF از ایستگاه B به سمت ایستگاه A ارسال می‌شود. بعد از حرف T_p به ایستگاه A می‌رسد.

در طول این زمان T_p و قبل از رسیدن پیغام X-OFF به ایستگاه A، ایستگاه A، همچنان همینطور پشت سر هم در حال ارسال داده برای ایستگاه B است. پس ایستگاه B باید بتواند این داده‌ها را نیز بافر کند. از طرف دیگر، اگر ایستگاه A پس از مدت زمان T_p یعنی دقیقاً از لحظه ارسال پیغام X-OFF از ایستگاه B به ایستگاه A، این پیغام X-OFF را دریافت کند و به تبع ارسال داده را متوقف کند، داده‌هایی که تا کمی قبل از دریافت X-OFF در حال ارسال آنها بوده است نیز پس از یک T_p به طور کامل به ایستگاه B خواهند رسید. (مانند آب‌هایی که پس از بستن دریچه آبشار، میان حوضچه و آبشار قرار دارد که تمام این حجم آب پس از یک T_p، به حوضچه خواهند رسید.) پس ایستگاه B باید به قدری بافر داشته باشد که به اندازه زمان $2T_p$ (یک T_p برای زمانی که پیغام X-OFF از ایستگاه B به ایستگاه A برسد و یک T_p هم برای اینکه داده‌های میان ایستگاه A و ایستگاه B، پس از دریافت پیغام X-OFF توسط ایستگاه B و به تبع بسته شدن کانال به ایستگاه B برسد) بتواند داده‌های ارسالی از ایستگاه A به ایستگاه B را در خود ذخیره‌سازی و بافر کند.

در مثال آبشار، اگر در هر ثانیه ۱۰ سطل آب وارد حوضچه شود و نگهبان حوضچه در هر ثانیه ۶ سطل آب را از حوضچه خارج کند، و تأخیر انتشار از دریچه آبشار تا حوضچه ۳ ثانیه باشد، چقدر حوضچه باید فضای خالی داشته باشد، تا بتواند پیغام X-OFF را به سمت دریچه آبشار ارسال کند، تا پس از دریافت پیغام X-OFF توسط ایستگاه A و به تبع بسته شدن دریچه آبشار، در ایستگاه A، حوضچه موجود در ایستگاه B سرریز نشود؟

سطل در هر ثانیه $R_{A-Send} = ۱۰$ = نرخ ارسال دریچه آبشار

سطل در هر ثانیه $R_{B-Process} = ۶$ = نرخ پردازش حوضچه

توجه: در هر ثانیه ۴ سطل (۴=۶-۱۰) در حوضچه باقی می‌ماند.

$$\Delta R = (R_{A-Send} - R_{B-Process}) = (۱۰-۶) = ۴ \quad \text{سطل}$$

زمان	آب باقی‌مانده
۱s	$\Delta R = ۴$
$2T_p = ۲\times۳ = ۶$	L

$$\Rightarrow \quad L = 2T_p \times \Delta R = ۲\times۳\times۴ = ۲۴ \quad \text{سطل}$$

بنابراین دقیقاً در لحظه ارسال پیغام X-OFF از ایستگاه B به ایستگاه A، باید ۲۴ سطل فضای خالی در حوضچه وجود داشته باشد تا پس از دریافت پیغام X-OFF توسط ایستگاه A و به تبع بسته شدن دریچه آبشار در ایستگاه A، حوضچه موجود در ایستگاه B سرریز نشود.

با توجه به مثال مطرح شده، اگر در هر ثانیه ۱۰×۱۰^۶ bps داده از ایستگاه A به ایستگاه B وارد شود

khalilifar.ir

و ایستگاه B در هر ثانیه $۹/۲\times۱۰^{۶}$ bps داده را پردازش و از بافر ایستگاه B خارج کند، و تأخیر انتشار از ایستگاه A تا ایستگاه B، ۱۰ میلی‌ثانیه باشد، چقدر ایستگاه B باید فضای خالی داشته باشد، تا بتواند پیغام X-OFF را به سمت ایستگاه A ارسال کند، تا پس از دریافت پیغام X-OFF توسط ایستگاه A و به تبع بسته شدن ارسال داده توسط ایستگاه A، بافر ایستگاه B سرریز نشود؟

نرخ ارسال ایستگاه A $= R_{A-Send} = ۱۰\times۱۰^{۶}$ bps

نرخ پردازش ایستگاه B $= R_{B-Process} = ۹/۲\times۱۰^{۶}$ bps

توجه: در هر ثانیه $۰/۸\times۱۰^{۶}$ بیت $((۱۰\times۱۰^{۶})-(۹/۲\times۱۰^{۶})=۰/۸\times۱۰^{۶})$ در بافر ایستگاه B باقی می‌ماند.

$$\Delta R = (R_{A-Send} - R_{B-Process}) = ((۱۰\times۱۰^{۶})-(۹/۲\times۱۰^{۶})) = ۰/۸\times۱۰^{۶} \text{ bit}$$

زمان	داده باقی‌مانده
۱s	$\Delta R = ۰/۸\times۱۰^{۶}$ bit
$۲T_p = ۲\times۱۰$ ms $= ۲\times۱۰^{-۲}$s	L

$$L = ۲T_p \times \Delta R$$

$$L = ۲\times۱۰^{-۲}\times۰/۸\times۱۰^{۶} = ۱۶۰۰۰ \text{ bit} = ۲۰۰۰ \text{ Byte}$$

بنابراین دقیقاً در لحظه ارسال پیغام X-OFF از ایستگاه B به ایستگاه A، باید ۲۰۰۰Byte فضای خالی در ایستگاه B وجود داشته باشد تا پس از دریافت پیغام X-OFF توسط ایستگاه A و به تبع بسته شدن ارسال داده در ایستگاه A، بافر ایستگاه B سرریز نشود.

۲۰- گزینه (۲) صحیح است.

کد خطی یک گروه m بیتی داده اصلی را به صورت $(b_۱ , b_۲ , ... , b_m)$ گرفته و یک کلمه کد n بیتی $(b_۱ , b_۲ , ... , b_n)$ را تولید می‌کند که در آن m بیت داده اصلی و $r = n - m$ بیت دیگر، مربوط به چک کردن خطاست (داده کنترلی یا داده افزونه). این کد را به صورت کد خطی از درجه (n,m) نشان می‌دهند. برای مثال کد همینگ استاندارد که برای ۴ بیت داده اصلی از ۳ بیت افزونه استفاده می‌کند و یک کد ۷ بیتی را تولید می‌نماید، یک نوع کد خطی $(۷,۴)$ محسوب می‌شود.

توجه: در حل مسائل، در صورتی که از کد همینگ اسمی برده نشود، کد خطی معمولی در نظر گرفته می‌شود. در چنین کدهایی، صورت سؤال باید الگوی ساخت بیت‌های کنترلی از روی داده‌های اصلی را بدهد.

توجه: برای به دست آوردن حداقل فاصله همینگ در کدهای خطی، باید تمام کدهای خطی را

khalilifar.ir

تولید کرد، سپس وزن (یا همان تعداد یک‌های) هر یک از کدها را به دست آورد و کمترین وزن غیرصفر را به عنوان حداقل فاصله همینگ در نظر گرفت.

مطابق جدول زیر برای کد خطی (۶,۳) داریم:

$(n,m) \rightarrow (۶,۳) \rightarrow r = ۶-۳ = ۳$ بیت داده کنترلی

مطابق فرض سؤال، الگوی محاسبه بیت‌های کنترلی به صورت زیر است:

$b_۴ = b_۱ \oplus b_۲$

$b_۵ = b_۱ \oplus b_۳$

$b_۶ = b_۲ \oplus b_۳$

وزن	داده کنترلی			داده اصلی		
W	$b_۶$	$b_۵$	$b_۴$	$b_۳$	$b_۲$	$b_۱$
۰	۰	۰	۰	۰	۰	۰
۳	۱	۱	۰	۱	۰	۰
۳	۱	۰	۱	۰	۱	۰
۴	۰	۱	۱	۱	۱	۰
۳	۰	۱	۱	۰	۰	۱
۴	۱	۰	۱	۱	۰	۱
۴	۱	۱	۰	۰	۱	۱
۳	۰	۰	۰	۱	۱	۱

$\rightarrow W_{min} = ۳ \rightarrow D_{min} = ۳$

۲۱- گزینه (۱) صحیح است.

محاسبه بهره‌وری stop & wait بدون صرف نظر کردن از سربار ACK و زمان پردازش به صورت زیر است:

$$U_{stop\ \&\ wait} = \begin{cases} \frac{۱}{W_S}\left(۱-\frac{H}{L}\right)(۱-P_F) & W < W_S \quad (۱) \\ \left(۱-\frac{H}{L}\right)\times(۱-P_F) & W \geq W_S \quad (۲) \end{cases}$$

توجه: برای بهره‌وری ۱۰۰٪ باید $W \geq W_S$ باشد، بنابراین از رابطه دوم استفاده می‌گردد.

توجه: در روابط فوق، مقدار پنجره فرستنده یعنی W برابر یک است.

توجه: $W_S = \frac{T_O}{T_F}$ برابر با «حداقل» اندازه پنجره که برای «ماکزیمم کردن راندمان» مورد نیاز است.

T_O و T_F از رابطه‌ی زیر به دست می‌آید:

khalilifar.ir

$$T_O = \text{Total Delay} = T_F + ۲T_P + T_{Ack} + ۲T_{Process}$$

$$T_F = \frac{L}{R}$$

T_F، زمان انتقال فریم داده به داخل کانال انتقال است.
که L برابر اندازه فریم و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.
محاسبه بهره‌وری stop & wait با صرف نظر کردن از سربار ACK و زمان پردازش به صورت زیر است:

$$W_S = \frac{T_F + ۲T_P + \overset{\text{ناچیز}}{\cancel{T_{ACK}}} + ۲\overset{\text{ناچیز}}{\cancel{T_{Process}}}}{T_F} = \frac{T_F + T_P}{T_F} = \frac{۱+۲\frac{T_P}{T_F}}{۱} = \frac{۱+۲a}{۱} = ۱+۲a$$

توجه: a برابر $\frac{T_P}{T_F}$ در نظر گرفته شده است.
بنابراین با توجه به روابط فوق داریم:

$$U_{\text{stop \& wait}} = \begin{cases} \frac{۱}{۱+۲a}\left(۱-\frac{H}{L}\right)(۱-P_F) & W < ۱+۲a \quad (۱) \\ \left(۱-\frac{H}{L}\right)(۱-P_F) & W \geq ۱+۲a \quad (۲) \end{cases}$$

توجه: برای بهره‌وری ۱۰۰٪ باید $W \geq ۱+۲a$ باشد، بنابراین از رابطه دوم استفاده می‌گردد.
توجه: در روابط فوق، مقدار پنجره فرستنده یعنی W برابر یک است.
توجه: در صورت سؤال صحبتی از سربار ACK و زمان پردازش نشده است، بنابراین روابط فوق برای محاسبه بهره‌وری مورد استفاده قرار می‌گیرند.
توجه: در صورت سؤال مطرح شده است که برای داشتن بهره‌وری ۵۰ درصد، طول بسته (L) چقدر است؟
بنابراین $W < ۱+۲a$ است، لذا رابطه زیر برای محاسبه بهره‌وری مورد استفاده قرار می‌گیرد:

$$U_{\text{stop \& wait}} = \frac{۱}{۱+۲a}\left(۱-\frac{H}{L}\right)(۱-P_F) \quad W < ۱+۲a$$

توجه: در صورت سؤال، صحبتی از درصد خطا (P_F) و سربار سرآیند $(\frac{H}{L})$ نشده است، بنابراین در رابطه فوق، مقدار آن، صفر در نظر گرفته می‌شود، پس داریم:

$$U_{\text{stop \& wait}} = \frac{۱}{۱+۲a} \qquad W < ۱+۲a$$

در صورت سؤال مطرح شده است که برای داشتن بهره‌وری ۵۰ درصد، طول بسته (L) چقدر است؟ بنابراین مطابق رابطه فوق داریم:

khalilifar.ir

$$\frac{۱}{۲}=\frac{۱}{۱+۲a}$$

مطابق رابطه فوق اگر مقدار a، برابر $\frac{۱}{۲}$ باشد، تساوی فوق برقرار خواهد بود، پس در ادامه داریم:

$$a=\frac{۱}{۲} \rightarrow \frac{T_P}{T_F}=\frac{۱}{۲}$$

$$\frac{\frac{D}{V}}{\frac{L}{R}}=\frac{۱}{۲} \rightarrow \frac{D\times R}{L\times V}=\frac{۱}{۲} \rightarrow L=\frac{۲\times D\times R}{V}$$

داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$$R=۱۰۰kbps=۱۰۰\times ۱۰^{۳}\ bps\ ,\ D=۴۰۰km=۴۰۰\times ۱۰^{۳}\ m\ ,\ V=۲\times ۱۰^{۸}\ mps$$

$$L=\frac{۲\times ۴۰۰\times ۱۰^{۳}\times ۱۰۰\times ۱۰^{۳}}{۲\times ۱۰^{۸}}=۴۰۰\ bit=۵۰\ Byte$$

۲۲- گزینه (۴) صحیح است.

در روش stop & wait (IDLE) فرستنده فریم داده را ارسال نموده و منتظر پاسخ گیرنده می‌ماند. فرستنده در این مدت زمان بیکار (IDLE) است. در صورت دریافت NACK از گیرنده، فرستنده یکبار دیگر همان فریم را ارسال می‌کند وگرنه با دریافت ACK فریم بعدی را ارسال می‌کند.

زمان ارسال یک فریم و دریافت ACK آن مطابق رابطه زیر محاسبه می‌گردد:

$$T_O=\text{Total Delay}=T_F+۲T_P+T_{ACK}+۲T_{Process}$$

$$T_F=\frac{L}{R}$$

T_F، زمان انتقال فریم داده به داخل کانال انتقال است.

که L برابر اندازه فریم و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.

$$T_{ACK}=\frac{L_{ACK}}{R}$$

T_{ACK}، زمان انتقال فریم ACK به داخل کانال انتقال است.

که L_{ACK} برابر اندازه فریم ACK و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.

توجه: در صورت سؤال، مقدار زمان پردازش و خطا صفر در نظر گرفته شده است. بنابراین رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$T_O=T_F+۲T_P+T_{ACK}$$

داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$$R=۱۰۰kbps=۱۰۰\times ۱۰^{۳}\ bps\ ,\ L=۱۲۵\ Byte=۱۲۵\times ۸\ bit$$

$$,\ L_{ACK}=۱۲\ Byte=۱۲\times ۸\ bit\ ,\ T_P=۱۰\ ms$$

khalilifar.ir

$$T_F = \frac{L}{R} = \frac{۱۲۵ \times ۸}{۱۰۰ \times ۱۰^۳} = ۱ \times ۱۰^{-۲} s = ۱۰ \text{ ms}$$

$$T_{ACK} = \frac{L_{ACK}}{R} = \frac{۱۲ \times ۸}{۱۰۰ \times ۱۰^۳} = ۹۶ \times ۱۰^{-۵} s = ۰/۹۶ \text{ ms}$$

مطابق رابطه T_O، زمان لازم برای ارسال فریم و دریافت ACK از سوی فرستنده به صورت زیر است:

$$T_O = T_F + ۲T_P + T_{ACK} = ۱۰ \text{ ms} + ۲ \times ۱۰ \text{ms} + ۰/۹۶ \text{ ms} = ۳۰/۹۶ \text{ ms} \simeq ۳۱ \text{ ms}$$

بنابراین زمان ارسال ۴ فریم و دریافت ACK فریم چهارم به صورت زیر محاسبه می‌گردد:

$$T_{Total} = ۴ \times T_O = ۴ \times ۳۱ = ۱۲۴ \text{ ms}$$

۲۳- گزینه (۴) صحیح است.

در Selective Repeat، پنجره سمت فرستنده برابر W و پنجره سمت گیرنده نیز برابر W و مجموع آن‌ها که تعداد شماره ترتیب‌های لازم را تشکیل می‌دهد ۲Wاست، پس داریم:

$$\text{Sequence Number} = ۲^n = ۲ \times W_{SR} \rightarrow W_{SR} = \frac{۲^n}{۲} = ۲^{n-۱}$$

در Go Back N، پنجره سمت فرستنده برابر W و پنجره سمت گیرنده برابر ۱ و مجموع آن‌ها که تعداد شماره ترتیب‌های لازم را تشکیل می‌دهد، $W+۱$ است، پس داریم:

$$\text{Sequence Number} = ۲^n = W_{GBN} + ۱ \rightarrow W_{GBN} = ۲^n - ۱$$

۲۴- گزینه (۱) صحیح است.

راه حل اول: کد خطی یک گروه m بیتی داده اصلی را به صورت $(b_۱ , b_۲ , ... , b_m)$ گرفته و یک کلمه کد n بیتی $(b_۱ , b_۲ , ... , b_n)$ را تولید می‌کند که در آن m بیت داده اصلی و $r = n - m$ بیت دیگر، مربوط به چک کردن خطاست (داده کنترلی یا داده افزونه). این کد را به صورت کد خطی از درجه (n, m) نشان می‌دهند. برای مثال کد همینگ استاندارد که برای ۴ بیت داده اصلی از ۳ بیت افزونه استفاده می‌کند و یک کد ۷ بیتی را تولید می‌نماید، یک نوع کد خطی $(۷,۴)$ محسوب می‌شود.

توجه: در حل مسائل، در صورتی که از کد همینگ اسمی برده نشود، کد خطی معمولی در نظر گرفته می‌شود. در چنین کدهایی، صورت سؤال باید الگوی ساخت بیت‌های کنترلی از روی داده‌های اصلی را بدهد.

توجه: برای به دست آوردن حداقل فاصله همینگ در کدهای خطی، باید تمام کدهای خطی را تولید کرد، سپس وزن (یا همان تعداد یک‌های) هر یک از کدها را به دست آورد و کمترین وزن غیرصفر را به عنوان حداقل فاصله همینگ در نظر گرفت.

khalilifar.ir

از آنجا که این سیستم برای k بیت کار می‌کند، راه حل را با فرض ۲ بیت داده اصلی در نظر می‌گیریم.
مطابق جدول زیر برای کد خطی $(2k+1, k)$ یعنی $(5,2)$ داریم:

$(n,m) \rightarrow (5,2) \rightarrow r = 5-2 = 3$ بیت داده کنترلی

مطابق فرض سؤال، الگوی محاسبه بیت های کنترلی به صورت زیر است:
k بیت اول بیت‌های اطلاعات است، یعنی b_1, b_2
k بیت دوم تکرار بیت‌های اطلاعات (b_1, b_2) است، یعنی b_3, b_4 که مطابق الگوی مطرح شده، بیت‌های کنترلی محسوب می‌گردند.
بیت آخر، XOR بیت‌های اطلاعات (b_1, b_2) است، یعنی b_5 که مطابق الگوی مطرح شده، بیت کنترلی محسوب می‌گردد.

وزن	داده کنترلی			داده اصلی	
W	b_5	b_4	b_3	b_2	b_1
۰	۰	۰	۰	۰	۰
۳	۱	۱	۰	۱	۰
۳	۱	۰	۱	۰	۱
۴	۰	۱	۱	۱	۱

$\rightarrow W_{min} = 3 \rightarrow D_{min} = 3$

توجه: اگر راه‌حل فوق، برای ۳ بیت داده اصلی یا بیشتر هم انجام می‌شد، جواب همین $D_{min} = 3$ نیز خواهد بود.

راه حل دوم: در یک قاعده کلی، همواره حداقل فاصله همینگ بین دو کد k بیتی متفاوت برابر ۱ می‌باشد. به مثال زیر توجه کنید :

$C_1 = 111$
$C_2 = 110$ $\quad D(C_1, C_2) = 1$

با توجه به متن سؤال یک کد k بیتی (با حداقل فاصله همینگ ۱) را پشت سر هم تکرار می‌کنیم تا یک کد ۲k بیتی به وجود آید. پس حداقل فاصله بین دو کد ۲k بیتی (که هر کدام از تکرار یک کد k بیتی بدست آمده است) برابر با ۲ می‌باشد.

$C_1 = 111 \quad 2C_1 = 111111$
$C_2 = 110 \quad 2C_2 = 110110$ $\quad D(2C_1, 2C_2) = 2$

بیت آخر که XOR شده بیت‌های اطلاعات است. برای دو کد k بیتی با یک بیت فاصله، متفاوت است. بنابراین فاصله حداقل دو کد ۲k+۱ بیتی برابر با ۳ خواهد بود.

khalilifar.ir

۲۵- گزینه (۳) صحیح است.

محاسبه بهره‌وری stop & wait بدون صرف نظر کردن از سربار ACK و زمان پردازش به صورت زیر است:

$$U_{\text{stop \& wait}} = \begin{cases} \frac{۱}{W_S}\left(۱-\frac{H}{L}\right)(۱-P_F) & W < W_S \quad (۱) \\ \left(۱-\frac{H}{L}\right)\times(۱-P_F) & W \geq W_S \quad (۲) \end{cases}$$

توجه: برای بهره‌وری ۱۰۰٪ باید $W \geq W_S$ باشد، بنابراین از رابطه دوم استفاده می‌گردد.

توجه: در روابط فوق، مقدار پنجره فرستنده یعنی W برابر یک است.

توجه: $W_S = \frac{T_O}{T_F}$ برابر با «حداقل» اندازه پنجره که برای «ماکزیمم کردن راندمان» مورد نیاز است.

T_O و T_F از رابطه‌ی زیر به دست می‌آید:

$$T_O = \text{Total Delay} = T_F + ۲T_P + T_{Ack} + ۲T_{Process}$$

$$T_F = \frac{L}{R}$$

T_F، زمان انتقال فریم داده به داخل کانال انتقال است.

که L برابر اندازه فریم و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.

محاسبه بهره‌وری stop & wait با صرف نظر کردن از سربار ACK و زمان پردازش به صورت زیر است:

$$W_S = \frac{T_F + ۲T_P + \overset{\text{ناچیز}}{\cancel{T_{ACK}}} + ۲\overset{\text{ناچیز}}{\cancel{T_{Process}}}}{T_F} = \frac{T_F + T_P}{T_F} = \frac{۱+۲\frac{T_P}{T_F}}{۱} = \frac{۱+۲a}{۱} = ۱+۲a$$

توجه: a برابر $\frac{T_P}{T_F}$ در نظر گرفته شده است.

بنابراین با توجه به روابط فوق داریم:

$$U_{\text{stop \& wait}} = \begin{cases} \frac{۱}{۱+۲a}\left(۱-\frac{H}{L}\right)(۱-P_F) & W < ۱+۲a \quad (۱) \\ \left(۱-\frac{H}{L}\right)(۱-P_F) & W \geq ۱+۲a \quad (۲) \end{cases}$$

توجه: برای بهره‌وری ۱۰۰٪ باید $W \geq ۱+۲a$ باشد، بنابراین از رابطه دوم استفاده می‌گردد.

توجه: در روابط فوق، مقدار پنجره فرستنده یعنی W برابر یک است.

توجه: در صورت سؤال صحبتی از سربار ACK و زمان پردازش نشده است، بنابراین روابط فوق برای محاسبه بهره‌وری مورد استفاده قرار می‌گیرند.

khalilifar.ir

حال باید بررسی کنیم که w با ۱+۲a چه نسبتی دارد.
داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$$R = ۶۴\ kbps = ۶۴\times۱۰^{۳}\ bps\ ,\ T_P = ۱۰۰\ ms = ۱۰^{-۱}s\ ,\ L = ۱۶۰۰\ Byte = ۱۲۸۰۰\ bit\ ,\ P_F = ۰/۴$$

$$۱+۲a = ۱+۲\times\frac{T_P}{T_F} = ۱+۲\times\frac{۱۰^{-۱}}{\frac{۱۲۸۰۰}{۶۴\times۱۰^{۳}}} = ۱+۲\times\frac{۱۰^{-۱}}{۲\times۱۰^{-۱}} = ۱+۱ = ۲$$

توجه: در روش stop & wait، مقدار w در فرستنده و گیرنده برابر ۱ است.
بنابراین $W < ۱+۲a$ یعنی $۱ < ۲$ است، لذا رابطه زیر برای محاسبه بهره‌وری مورد استفاده قرار می‌گیرد:

$$U_{stop\ \&\ wait} = \frac{۱}{۱+۲a}\left(۱-\frac{H}{L}\right)(۱-P_F) \qquad W < ۱+۲a$$

توجه: در صورت سؤال، صحبتی از سربار سرآیند $(\frac{H}{L})$ نشده است، بنابراین در رابطه فوق، مقدار آن، صفر در نظر گرفته می‌شود، پس داریم:

$$U_{stop\ \&\ wait} = \frac{۱}{۱+۲a}(۱-P_F) = \frac{۱}{۲}(۱-۰/۴) = ۰/۳ = ۳۰\ \%$$

۲۶- گزینه (۲) صحیح است.

در پروتکل سنکرون بیت‌گرای HDLC، براساس bit stuffing، ارسال اطلاعات به صورت ارسال رشته‌ای از بیت‌های داده است، به صورتی که فرستنده بعد از هر ۵ بیت متوالی ۱، یک بیت ۰ درج می‌نماید. بنابراین مطابق رشته زیر، ۴ بیت درج می‌شود.

۰۱۱۱۱۰ ۱۱۱۱۱۰ ۰۱۱۱۱۱۰ ۱۰۰۰۰۱۱۱۱۱۰ ۱۱۱۱۱۰ ۰

۲۷- گزینه (۱) صحیح است.

احتمال خطای هر بیت P است. بنابراین احتمال سالم رسیدن هر بیت $۱-P$ است و احتمال سالم رسیدن یک فریم K بیتی $(۱-P)^K$ است. بنابراین مطابق اصل شمول، احتمال خطای یک فریم K بیتی برابر با $۱-(۱-P)^K$ است.

۲۸- گزینه (۲) صحیح است.

در روش CRC خطاهایی که طرح بیتی آنها حاول عامل G(x) باشد غیرقابل شناسایی خواهد بود. در واقع در CRC تنها از باقی‌مانده تقسیم می‌توان خطا را تشخیص داد، حال آنکه اگر در داده خطایی از مضرب G(x) رخ دهد، تنها خارج قسمت تقسیم تغییر می‌کند و باقی‌مانده تقسیم ثابت می‌ماند.

---

khalilifar.ir

۲۹- گزینه (۱) صحیح است.

Stop & wait از نوع IDLE ARQ است و نه ARQ به صورت پیوسته. در stop & wait برای هر یک از فریم‌های دریافتی از سوی گیرنده، یک پیام ACK یا NACK به سمت فرستنده ارسال می‌گردد. اما در روش‌های Selective Repeat و Go Back N، ACK انبوه نیز به معنی ارسال یک ACK برای چندین فریم دریافت شده، مورد استفاده قرار می‌گیرد.

مدیریت کانال انتقال به شکل نقطه به نقطه و پخش همگانی به عهده زیرلایه MAC از لایه پیوند داده است. همچنین مدیریت ارتباط اتصال‌گرا و بدون اتصال و همچنین پنهان‌سازی سخت‌افزار شبکه از لایه‌های بالاتر به عهده زیرلایه LLC از لایه پیوند داده است.

۳۰- گزینه (۱) صحیح است.

داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$$R = ۱۰\ \text{Mbps} , ۱۰\times۱۰^{۶}\ \text{bps} , D = ۸\ \text{km} = ۸\times۱۰^{۳}\ \text{m} , V = ۲\times۱۰^{۸}\ \text{mps} , L = ۱۰۰\text{bit}$$

$$n = ۱۰۰ , L = ۱۰۰\ \text{bit}$$

راه حل اول: از آنجا که پهنای باند کل کانال انتقال برابر ۱۰×۱۰^{۶} bps است و تعداد کل ایستگاه‌ها برابر با ۱۰۰ عدد است، بنابراین به هر ایستگاه حداکثر مقدار $\frac{۱۰\times۱۰^{۶}}{۱۰۰} = ۱۰^{۵}\ \text{bps} = ۱۰۰\ \text{kbps}$ می‌رسد.

مطابق فرض سؤال، اندازه زمانی هر slot برابر مجموع دو زمان T_F و T_P است، بنابراین ایستگاه‌ها نمی‌توانند از حداکثر پهنای باند خود یعنی مقدار ۱۰۰kbps استفاده کنند. ایده‌آل این است که زمان slot تنها برابر T_F باشد، یعنی تا داده در کانال قرار گرفت، فوراً و بدون وقفه به مقصد برسد، اما واقعیت این است که پدیده تأخیر انتشار وجود دارد و نمی‌توان آن را نادیده گرفت، مگر مسئله از مقدار آن صرف‌نظر کند، که در اینجا صرف‌نظر نشده است. بنابراین کارایی هر ایستگاه به صورت زیر خواهد بود:

$$U = \frac{\text{مفید}}{\text{غیرمفید + مفید}} = \frac{T_F}{T_F + T_P}$$

$$T_F = \frac{L}{R} = \frac{۱۰۰\ \text{bit}}{۱۰\times۱۰^{۶}\ \text{bit}} = ۱۰^{-۵}\ \text{sec}$$

$$T_P = \frac{D}{V} = \frac{۸\times۱۰^{۳}\text{m}}{۲\times۱۰^{۸}} = ۴\times۱۰^{-۵}\ \text{sec}$$

$$U = \frac{۱۰^{-۵}}{۱۰^{-۵} + ۴\times۱۰^{-۵}} = \frac{۱}{۵} = ۰/۲$$

به طور کلی گذردهی یا نرخ انتقال واقعی از رابطه زیر محاسبه می‌گردد.

$$R_e = R\times U = ۱۰۰\ \text{kbps}\times۰/۲ = ۲۰\ \text{kbps}$$

khalilifar.ir

راه حل دوم: مطابق فرض سؤال، زمان هر slot یعنی T_{slot} برابر مدت زمان ارسال ۱۰۰ بیت به علاوه تأخیر انتشار انتها به انتها یعنی T_P است. بنابراین داریم:

$$T_{slot} = T_P + T_F = \frac{D}{V} + \frac{L}{R} = \frac{۸\times۱۰^{۳}}{۲\times۱۰^{۸}} + \frac{۱۰۰}{۱۰\times۱۰^{۶}} = ۵\times۱۰^{-۵}\ s$$

یعنی مقدار زمانی هر slot برابر ۵×۱۰^{-۵} است. حال باید دید، در هر ثانیه چند slot وجود دارد، بنابراین براساس تناسب زیر داریم:

زمان	اسلات
۵×۱۰^{-۵} s	۱
۱ s	x

$$\Rightarrow x = ۲\times۱۰^{۴}$$

حال باید ببینیم در یک ثانیه به هر ایستگاه چند slot می‌رسد؟
مطابق رابطه زیر داریم:

$$\frac{۲\times۱۰^{۴}}{n} = \frac{۲\times۱۰^{۴}}{۱۰۰} = ۲۰۰\ slot$$

در مالتی‌پلکسینگ زمانی ثابت، در هر لحظه فقط یک ایستگاه آن هم در زمان مختص به خود و استفاده از کل پهنای باند، می‌تواند اقدام به ارسال داده بر روی کانال انتقال نماید.
مطابق فرض سؤال هر ایستگاه در مدت زمان یک slot می‌تواند ۱۰۰ بیت داده را به مقصد برساند $(T_F + T_P)$. از آنجا که سهم هر ایستگاه در یک ثانیه ۲۰۰ اسلات است، پس هر ایستگاه در هر ثانیه می‌تواند $۲۰۰\ slot \times ۱۰۰\ bit = ۲۰\ kbps$ داده را در کانال قرار دهد، که در واقع حداکثر نرخ انتقال ایستگاه فرستنده محسوب می‌گردد.

۳۱- گزینه (۲) صحیح است.
گذردهی یا نرخ ارسال مؤثر از رابطه‌ی زیر بدست می‌آید.

$$R_e = R \times U$$

که R برابر مقدار نرخ انتقال اسمی (پهنای باند) و U برابر بهره‌وری می‌باشد. مقدار R برابر ۱ مگابایت می‌باشد، بنابراین در ادامه باید مقدار U محاسبه گردد.
رابطه‌ی کلی برای محاسبه بهره‌وری در Go Back N به صورت زیر است:
محاسبه بهره‌وری Go Bank N بدون صرف نظر کردن سربار ACK و Header و زمان پردازش:

$$U_{Go\,Back\,N} = U_{GBN} = \begin{cases} \frac{W}{W_s}\left(۱-\frac{H}{L}\right)\frac{(۱-P_F)}{۱+(W-۱)P_F} & W < W_s \\ \left(۱-\frac{H}{L}\right)\frac{(۱-P_F)}{۱+(W_s-۱)P_F} & W \geq W_s \end{cases}$$

khalilifar.ir

که W، اندازه پنجره سمت فرستنده و $W_s=\frac{T_O}{T_F}$ برابر با «حداقل» اندازه‌ی پنجره که برای «ماکزیمم کردن راندمان» مورد نیاز است.

T_O و T_F از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_O = \text{Total Delay} = T_F + ۲T_P + T_{ACK} + ۲T_{process}$$

$$T_F = \frac{L}{R}$$

که L برابر اندازه فریم و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.

محاسبه بهره‌وری Go Back N با صرف‌نظر کردن از سربار ACK و Header و زمان پردازش.

بنابراین مقدار W_s برابر رابطه‌ی زیر خواهد بود:

$$W_s = \frac{T_F + ۲T_P + \cancel{T_{ACK}}^{\text{ناچیز}} + \cancel{۲T_{process}}^{\text{ناچیز}}}{T_F} = \frac{T_F + ۲T_P}{T_F}$$

$$W_s = \frac{۱+۲\frac{T_P}{T_F}}{۱} = \frac{۱+۲a}{۱} = ۱+۲a$$

توجه: a برابر $\frac{T_P}{T_F}$ در نظر گرفته شده است.

بنابراین با توجه به روابط فوق داریم:

$$U_{\text{Go Back N}} = U_{GBN} = \begin{cases} \frac{W}{۱+۲a}\frac{(۱-P_F)}{۱+(W-۱)R_F} & W < ۱+a \\ \frac{۱-P_F}{۱+۲aP_F} & W \geq ۱+۲a \end{cases}$$

در صورت سؤال صحبتی از سربار ACK، Header و زمان پردازش نشده است، بنابراین برای محاسبه بهره‌وری از رابطه فوق استفاده می‌کنیم.

در مسأله گفته شده است که شماره ترتیب ارسال یک عدد ۳ بیتی است، بنابراین تعداد شماره ترتیب $۸ = ۲^۳$ است.

در Go Back N پنجره سمت فرستنده برابر W و پنجره سمت گیرنده برابر ۱ و مجموع آنها که تعداد شماره ترتیب‌های لازم را تشکیل می‌دهد W+۱ است. پس داریم:

$$\text{Sequence Number} = ۸ = W_{GBN} + ۱ \rightarrow W_{GBN} = ۷$$

حال باید بررسی کنیم که W با ۱+۲a چه نسبتی دارد.

$$۱+۲a = ۱+۲\times\frac{T_P}{T_F} = ۱+۲\times\frac{۱۳۰\times۱۰^{-۳}}{\frac{۲۵۰۰\times۸}{۱۰^۶}} = ۱۴$$

khalilifar.ir

بنابراین $W<۱+۲a$ است، لذا از رابطه زیر برای محاسبه‌ی بهره‌وری استفاده می‌کنیم:

$$U_{\text{Go Back N}} = U_{GBN} = \frac{W}{۱+۲a} \times \frac{(۱-P_F)}{۱+(W-۱)P_F} \quad W<۱+۲a$$

$$\rightarrow \quad \frac{۷}{۱۴} \times \frac{۱-۱۰^{-۴}}{۱+(۷-۱)\times ۱۰^{-۴}} = \frac{۷}{۱۴} = ۰/۵$$

حدوداً برابر با یک

بنابراین داریم:

$$R_e = R \times U \rightarrow ۱۰^۶ \times ۰/۵ \simeq ۵۰۰ \text{Kbps}$$

۳۲- گزینه (۳) صحیح است.

رابطه کلی برای محاسبه بهره‌وری در (IDLE) stop & wait به صورت زیر است:

محاسبه بهره‌وری stop & wait بدون صرف‌نظر کردن از سربار ACK و زمان پردازش به صورت زیر است:

$$U_{\text{stop \& wait}} = \begin{cases} \frac{۱}{W_S}\left(۱-\frac{H}{L}\right)(۱-P_F) & W < W_S \quad (۱) \\ \left(۱-\frac{H}{L}\right)\times(۱-P_F) & W \geq W_S \quad (۲) \end{cases}$$

توجه: برای بهره‌وری ۱۰۰٪ باید $W \geq W_S$ باشد، بنابراین از رابطه دوم استفاده می‌گردد.

توجه: در روابط فوق مقدار پنجره فرستنده یعنی W برابر یک است.

توجه: W، اندازه پنجره سمت فرستنده است و $W_S = \frac{T_O}{T_F}$ برابر با «حداقل» اندازه پنجره که برای «ماکزیمم کردن راندمان» مورد نیاز است.

T_O و T_F از رابطه‌ی زیر به دست می‌آید:

$$T_O = \text{Total Delay} = T_F + ۲T_P + T_{Ack} + ۲T_{Process}$$

$$T_F = \frac{L}{R}$$

T_F، زمان انتقال فریم داده به داخل کانال انتقال است.

که L برابر اندازه فریم و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.

محاسبه بهره‌وری stop & wait با صرف نظر کردن از سربار ACK و زمان پردازش، به صورت زیر است. بنابراین مقدار W_S برابر رابطه‌ی زیر خواهد بود:

ناچیز ناچیز

$$W_S = \frac{T_F + ۲T_P + \cancel{T_{Ack}} + \cancel{۲T_{process}}}{T_F} = \frac{T_F + T_P}{T_F} = \frac{۱+۲\frac{T_P}{T_F}}{۱} = \frac{۱+۲a}{۱} = ۱+۲a$$

khalilifar.ir

توجه: a برابر $\frac{T_P}{T_F}$ در نظر گرفته شده است.

بنابراین با توجه به روابط فوق داریم:

$$U_{stop\ \&\ wait} = \begin{cases} \frac{۱}{۱+۲a}\left(۱-\frac{H}{L}\right)(۱-P_F) & W < ۱+۲a \quad (۱) \\ \left(۱-\frac{H}{L}\right)(۱-P_F) & W \geq ۱+۲a \quad (۲) \end{cases}$$

توجه: برای بهره‌وری ۱۰۰٪ باید $W \geq ۱+۲a$ باشد، بنابراین از رابطه دوم استفاده می‌گردد.

توجه: در روابط فوق مقدار پنجره فرستنده یعنی W برابر یک است.

توجه: در صورت سؤال از سربار ACK صرف نظر شده است و هچنین صحبتی از زمان پردازش فریم نشده است، بنابراین روابط فوق برای محاسبه بهره‌وری مورد استفاده قرار می‌گیرند.

توجه: در صورت سؤال مطرح شده است که برای داشتن بهره‌وری بیشتر از ۶۰ درصد، مدت زمان ارسال فریم باید حداقل چند برابر تاخیر انتشار یکطرفه باشد؟

بنابراین $W < ۱+۲a$ است، لذا رابطه‌ی زیر برای محاسبه بهره‌وری مورد استفاده قرار می‌گیرد:

$$U_{stop\ \&\ wait} = \frac{۱}{۱+۲a}\left(۱-\frac{H}{L}\right)(۱-P_F) \qquad W < ۱+۲a$$

توجه: در صورت سؤال از سربار سرآیند فریم $(\frac{H}{L})$ صرفه نظر شده است، بنابراین در رابطه فوق، مقدار آن، صفر در نظر گرفته می‌شود، پس داریم:

$$U_{stop\ \&\ wait} = \frac{۱}{۱+۲a}(۱-P_F) \quad W < ۱+۲a$$

در صورت سؤال مطرح شده است که برای داشتن بهره‌وری بیشتر از ۶۰ درصد، مدت زمان ارسال فریم باید حداقل چند برابر تاخیر انتشار یکطرفه باشد؟

بنابراین مطابق رابطه فوق داریم:

داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$$P_F = ۰/۲,\ (۱-P_F) = ۰/۸$$

$$U_{stop\ \&\ wait} = \frac{۱}{۱+۲a} \times (۱-P_F) \rightarrow \frac{۰/۸}{۱+۲a} \geq ۰/۶$$

$$۰/۸ \geq ۰/۶(۱+۲a) \rightarrow$$

$$۸ \geq ۶(۱+۲a) \rightarrow$$

$$۸ \geq ۶+۱۲a \rightarrow$$

$$۲ \geq ۱۲a \rightarrow \frac{۱}{۶} \geq a \rightarrow \frac{۱}{۶} \geq \frac{T_P}{T_F}$$

khalilifar.ir

$$T_F \geq ۶T_P \rightarrow \frac{T_F}{T_P} \geq ۶$$

بنابراین مدت زمان انتقال فریم، باید حداقل ۶ برابر تأخیر انتشار یک طرفه باشد.

۳۳- گزینه (۳) صحیح است.

برای اینکه بتوان خطا را در داده‌های ارسالی تشخیص داد و یک بیت خطا را در آن تصحیح نمود. از روش کد همینگ استفاده می‌شود. کد همینگ را با یک مثال توضیح می‌دهیم:

فرض کنید فرستنده قصد ارسال داده ۱۰۱۰ را دارد و طبق توافق بین فرستنده و گیرنده قرار است از کد همینگ برای کشف خطا استفاده شود. برای اینکه بتوان خطا را در داده‌ای ارسالی تشخیص داد باید برای هر m بیت داده اصلی، r بیت داده فرعی (کنترلی یا افزونه) اضافه کرد. به این شکل که داده‌های فرعی در بیت‌هایی با اندیس‌هایی از توان دو (۱ و ۲ و ۴ و ۸ و ...) و داده‌های اصلی در اندیس‌های باقی‌مانده (۳ و ۵ و ۶ و ۷) قرار می‌گیرند. به شکل زیر توجه کنید:

$r_۱$	$r_۲$	$m_۳$	$r_۴$	$m_۵$	$m_۶$	$m_۷$
؟	؟	۱	؟	۰	۱	۰

برای بدست آوردن مقادیر بیت‌های فرعی به شکل زیر عمل می‌شود:

ابتدا باید شماره اندیس بیت‌های داده اصلی را با استفاده از اعداد توان ۲ بدست آوریم، به عنوان مثال عدد ۷ از مجموع اعداد ۴ و ۲ و ۱ که همه آنها اعداد توان ۲ هستند، بدست می‌آید:

۱ + ۲ + ۴ = ۷

۲ + ۴ = ۶

۱ + ۴ = ۵

۱ + ۲ = ۳

حال برای بدست آوردن مقدار بیت‌های فرعی کافی است مقدار اندیس‌های داده اصلی که اندیس بیت فرعی در بدست آوردن شماره اندیس آنها نقش داشته است، با هم XOR شوند و در اندیس مورد نظر قرار گیرند. به عنوان مثال برای بدست آوردن $r_۱$ باید مقادیر بیت‌های با اندیس ۷ و ۵ و ۳ را با هم XOR نمود:

$r_۱ = m_۳ \oplus m_۵ \oplus m_۷ \Rightarrow r_۱ = ۱ \oplus ۰ \oplus ۰ = ۱$

$r_۲ = m_۳ \oplus m_۶ \oplus m_۷ \Rightarrow r_۲ = ۱ \oplus ۱ \oplus ۰ = ۰$

$r_۴ = m_۵ \oplus m_۶ \oplus m_۷ \Rightarrow r_۴ = ۰ \oplus ۱ \oplus ۰ = ۱$

در نتیجه کد ارسالی برابر می‌شود با:

$r_۱$	$r_۲$	$m_۳$	$r_۴$	$m_۵$	$m_۶$	$m_۷$
۱	۰	۱	۱	۰	۱	۰

khalilifar.ir

در یک راه‌حل دیگر، می‌توان بدون در نظر داشتن روابط کد همینگ، مقادیر داده‌های فرعی را به سادگی از روی مقادیر داده‌های اصلی استخراج نمود.
مطابق فرض مثال مطرح شده، فرستنده قصد ارسال عدد ۱۰ با فرمت باینری ۱۰۱۰ را در قالب کد همینگ دارد. بنابراین ۳ بیت داده فرعی مطابق الگوی همینگ باید به داده اصلی اضافه گردد. بنابراین داریم:

r_1	r_2	m_3	r_4	m_5	m_6	m_7
؟	؟	۱	؟	۰	۱	۰

برای استخراج داده‌های کنترلی از روی داده‌های اصلی جدول زیر مورد استفاده قرار می‌گیرد:

شماره بیتی که محتوی آن یک باشد	معادل باینری		
۳	۰	۱	۱
۶	۱	۱	۰
	$r_4=1$	$r_2=0$	$r_1=1$

در جدول فوق شماره بیت‌هایی از داده اصلی که مقدار ۱ دارند در ستون مربوطه درج می‌شود، سپس در بخش معادل باینری به صورت عمودی (ستونی) عمل XOR انجام می‌شود، که نتیجه حاصل به ترتیب از چپ به راست $r_1=1$، $r_2=0$ و $r_4=1$ خواهد بود.
بنابراین داده‌ای که باید ارسال شود به صورت زیر خواهد بود:

r_1	r_2	m_3	r_4	m_5	m_6	m_7
۱	۰	۱	۱	۰	۱	۰

کنترل خطا در کد همینگ

گیرنده با دریافت داده‌ها، برای عمل کنترل خطا مقدار اندیس‌های داده که اندیس بیت افزونه در بدست آوردن شماره اندیس آنها نقش دارد با مقدار همان بیت افزونه XOR می‌کند، اگر نتیجه ۰ باشد خطایی رخ نداده است:

$s_1 = r_1 \oplus m_3 \oplus m_5 \oplus m_7 \Rightarrow s_1 = 1 \oplus 1 \oplus 0 \oplus 0 = 0$

$s_2 = r_2 \oplus m_3 \oplus m_6 \oplus m_7 \Rightarrow s_2 = 0 \oplus 1 \oplus 1 \oplus 0 = 0$

$s_4 = r_4 \oplus m_5 \oplus m_6 \oplus m_7 \Rightarrow s_4 = 1 \oplus 0 \oplus 1 \oplus 0 = 0$

در صورتی که در یک بیت، خطا رخ داده باشد محل وقوع خطا را می‌توان با معادل مقدار باینری $s_4\, s_2\, s_1$ بدست آورد. مطابق صورت سوال گیرنده داده زیر را دریافت نموده است.

r_1	r_2	m_3	r_4	m_5	m_6	m_7
۱	۰	۱	۱	۰	۱	۱

khalilifar.ir

$s_۱ = r_۱ \oplus m_۳ \oplus m_۵ \oplus m_۷ \Rightarrow s_۱ = ۱ \oplus ۱ \oplus ۰ \oplus ۱ = ۱$

$s_۲ = r_۲ \oplus m_۳ \oplus m_۶ \oplus m_۷ \Rightarrow s_۲ = ۰ \oplus ۱ \oplus ۱ \oplus ۱ = ۱$

$s_۴ = r_۴ \oplus m_۵ \oplus m_۶ \oplus m_۷ \Rightarrow s_۴ = ۱ \oplus ۰ \oplus ۱ \oplus ۱ = ۱$

$s_۴ s_۲ s_۱ = (۱۱۱)_۲ = (۷)_{۱۰}$

در نتیجه بیت شماره ۷ دچار خطا شده است و قابل تصحیح است. و باید به صورت زیر تصحیح گردد.

$r_۱$	$r_۲$	$m_۳$	$r_۴$	$m_۵$	$m_۶$	$m_۷$
۱	۰	۱	۱	۰	۱	۰

بنابراین گزینه سوم پاسخ سوال است.

در یک راه حل دیگر، می‌توان بدون در نظر گرفتن روابط کد همینگ، محل وقوع خطا را از روی داده‌های اصلی و فرعی استخراج نمود.

مطابق مثال مطرح شده، فرض کنید گیرنده، داده خطادار زیر را در الگوی کد همینگ دریافت کرده است.

$r_۱$	$r_۲$	$m_۳$	$r_۴$	$m_۵$	$m_۶$	$m_۷$
۱	۰	۱	۱	۰	۱	۱

در حالی که باید داده زیر را دریافت می‌کرد:

$r_۱$	$r_۲$	$m_۳$	$r_۴$	$m_۵$	$m_۶$	$m_۷$
۱	۰	۱	۱	۰	۱	۰

در واقع در بیت پنجم یعنی $m_۷$ خطا رخ داده است.

برای کشف محل وقوع خطا، جدول زیر مورد استفاده قرار می‌گیرد.

شماره بیتی که محتوی آن یک باشد	معادل باینری		
۱	۰	۰	۱
۳	۰	۱	۱
۴	۱	۰	۰
۶	۱	۱	۰
۷	۱	۱	۱
	$s_۴ = ۱$	$s_۲ = ۱$	$s_۱ = ۱$

khalilifar.ir

در جدول فوق شماره بیت‌هایی از داده اصلی و داده فرعی کد دریافتی توسط گیرنده کـه مقـدار ۱ دارند در ستون مربوطه درج می‌شود، سپس در بخش معادل باینری به صـورت عمـودی (سـتونی) عمل XOR انجام می‌شود، که نتیجه حاصل به ترتیب از چـپ بـه راسـت $s_۱ = ۱$، $s_۲ = ۱$ و $s_۴ = ۱$ خواهد بود.

بنابراین مطابق الگوی زیر:

$$s_۴s_۲s_۱ = (۱۱۱)_۲ = (۷)_{۱۰}$$

در بیت شماره ۷ یعنی $m_۷$ خطا رخ داده است و باید به صورت زیر تصحیح گردد.

$r_۱$	$r_۲$	$m_۳$	$r_۴$	$m_۵$	$m_۶$	$m_۷$
۱	۰	۱	۱	۰	۱	۰

بنابراین گزینه سوم پاسخ سوال است.

---

khalilifar.ir

تست‌های تألیفی فصل سوم

۱- سرویس‌دهی به لایه شبکه و پنهان کردن جزئیات از دید لایه شبکه به عهده کدام زیر لایه است؟

۱) MAC ۲) LLC ۳) Framing ۴) HDLC

۲- در لایه پیوند داده چگونه ابتدا و انتهای اطلاعات ارسالی مشخص می‌شود؟

۱) با Framing ۲) توسط کدگذاری
۳) توسط کنترل خطا ۴) توسط LLC

۳- آدرس‌دهی در لایه پیوند داده توسط ..... صورت می‌گیرد.

۱) IP ۲) Port ۳) MAC ۴) CRC

۴- bit stuffing در کدام روش فریم‌بندی مورد استفاده قرار می‌گیرد؟

۱) شمارش بیت‌ها ۲) آسنکرون
۳) کدگذاری فیزیکی ۴) سنکرون بیت‌گرا

۵- در فریم‌بندی آسنکرون بیت Parity به چه منظور استفاده می‌شود؟

۱) شروع فریم ۲) پایان فریم ۳) تشخیص خطا ۴) بیکار بودن کانال

۶- در فریم‌بندی آسنکرون در هر ارسال حداقل چند بیت فرستاده می‌شود؟

۱) ۱۰ بیت ۲) ۸ بیت ۳) ۱۱ بیت ۴) ۱۲ بیت

۷- در شبکه‌ای برای فریم‌بندی از روش آسنکرون استفاده می‌شود اگر به ازای هر یک کاراکتر داده، یک بیت start، یک بیت stop و یک بیت parity استفاده شود درصد سربار را محاسبه کنید؟

۱) ٪۳۰ ۲) ≈٪۲۷/۵ ۳) ≈٪۲۹ ۴) ≈٪۲۶

۸- در شبکه‌ای برای فریم‌بندی از روش آسنکرون استفاده می‌شود و به ازای هر هشت بیت داده اصلی، چهار بیت کنترلی ارسال می‌شوند. حال اگر بخواهیم ۳KB داده را منتقل کنیم، در کل چند بیت داده ارسال می‌شود؟

۱) ۲ بیت ۲) ۵۰ بیت ۳) ۴ کیلوبایت ۴) ۱۰ کیلوبایت

۹- بایت STX در روش ..... استفاده می‌شود و نشان‌دهنده ..... است.

۱) سنکرون بایت‌گرا، آغاز ارسال داده ۲) سنکرون بایت‌گرا، تمام ارسال داده
۳) آسنکرون، آغاز ارسال داده ۴) آسنکرون، اتمام ارسال داده

---

khalilifar.ir

۱۰- در روش سنکرون بایت گرا اگر بایت کنترلی جز داده اصلی باشند برای اینکه گیرنده دچار اشتباه نشود از چه راهکاری استفاده می‌شود؟

۱) بعد از هر پنج بیت یک، یک بیت صفر اضافه شود.
۲) از بیت Parity استفاده شود.
۳) از بایت DLE استفاده شود.
۴) از بایت Etx استفاده شود.

۱۱- اگر در روش سنکرون بیت گرا داده ای به صورت 00111111011 بخواهد ارسال شود پروتکل ..... آنرا به صورت ..... ارسال می‌کند.

۱) 00111110011 ،LC
۲) 001111101011 ،HDLC
۳) 0011111001011 ،HDLC
۴) 001111101011 ،LLC

۱۲- اگر از روش سنکرون بایت گرا استفاده شود و به ازای هر ۲kByte داده، ۶ بایت SYN، ۲ بایت Etx و ۲ بایت Stx استفاده شود آنگاه درصد سربارى را محاسبه کنید؟

۱) $\approx$٪۰/۵۰
۲) $\approx$٪۶۰
۳) ٪۲۰
۴) ٪۷۰

۱۳- فرستنده‌ای اطلاعات زیر را ارسال می کند. داده اصلی و حجم آنرا مشخص کنید. (a و b کاراکتر هستند)

(SYN) (Stx) x (Dle) (Dle) b (Dle) (SYN) (Etx)

۱) xb(Dle)، ۳ بایت
۲) x(Dle) b(SYN)، ۴ بایت
۳) x(Dle) b (SYN)، ۱۸ بیت
۴) x b(Dle)، ۴ بایت

۱۴- کدام روش کنترل خطا فقط به شناسایی خطا کمک می‌کند؟

۱) کنترل خطای پیش‌رو
۲) کنترل خطای بیتی
۳) کنترل خطای پس‌رو
۴) کنترل خطای قطاری

۱۵- از فاصله همینگ جهت ..... استفاده می‌شود.

۱) کشف و تصحیح خطا
۲) کشف خطا
۳) تصحیح خطا
۴) زیربندی

۱۶- وزن کلمه 1101001 را مشخص کنید.

۱) $\omega = ۳$
۲) $\omega = ۷$
۳) $\omega = ۴$
۴) $\omega = ۶$

۱۷- در روش کنترل جمع بلوکی، اگر حاصل جمع تمامی فیلدها با BCC برابر یک شود بدین معناست که:

۱) خطا رخ داده
۲) خطایی رخ نداده
۳) قسمتی از اطلاعات از بین رفته
۴) هیچکدام

khalilifar.ir

۱۸- توان‌های چندجمله‌ای M(x) از ..... تا ..... است.

۱) ۰ تا n ۲) n تا ۰ ۳) ۰ تا n-۱ ۴) ۱ تا n-۱

۱۹- کدام گزینه چندجمله‌ای $x^۶+x^۴+x^۳+x^۲+۱$ را به صورت رشته بیت نمایش می‌دهد؟

۱) 1111101 ۲) 1011101 ۳) 11111 ۴) 11110

۲۰- در شبکه‌ای روش تشخیص خطا بر مبنای CRC است. اگر بین فرستنده و گیرنده چندجمله‌ای $x^۲+۱$ به عنوان چندجمله‌ای مولد مورد توافق قرار گیرد و گیرنده رشته بیت 1101001 را دریافت کند آنگاه:

۱) خطایی رخ نداده ۲) خطا رخ داده ۳) خطا کنترل شده ۴) هیچ‌کدام

۲۱- در روش Idle Arq اگر گیرنده فریم خطاداری را دریافت کند و آنرا به فرستنده اعلام کند، فرستنده چه عملی انجام می‌دهد؟

۱) تمامی فریم‌ها را دوباره ارسال می‌کند. ۲) به اندازه پنجره به عقب برمی‌گردد.
۳) فریم خطادار را دوباره ارسال می‌کند. ۴) ارسال فریم را برای همیشه متوقف می‌کند.

۲۲- در روش توقف و انتظار می‌توان از کانال‌های ..... استفاده کرد.

۱) Haif duplex ۲) Full duplex ۳) Simplex ۴) گزینه‌های (۱) و (۳)

۲۳- در روش Go back N اگر گیرنده فریم خطاداری دریافت کند و با ارسال NACK به فرستنده اطلاع دهد آنگاه فرستنده چه عملی انجام می‌دهد؟

۱) همان فریم خطادار را دوباره ارسال می‌کند.
۲) از فریم خطادار به بعد تمامی فریم‌ها را دوباره ارسال می‌کند.
۳) به ارسال ادامه می‌دهد و در انتها فریم خطادار را دوباره ارسال می‌کند.
۴) هیچکدام

۲۴- در تکنیک Go back N از کانال‌های ..... استفاده می‌شود.

۱) Haif duplex ۲) Simplex ۳) Full duplex ۴) گزینه‌های (۱) و (۲)

۲۵- در روش‌های تصحیح خطا کدام‌یک دارای بیشترین کارایی و کدام‌یک دارای کمترین کارایی هستند؟

۱) Selection Reject, Stop&wait ۲) Stop&wait, Selection Reject
۳) Selection Reject, Go back N ۴) Go back N, Selection Reject

---

۲۶- کنترل جریان یعنی تطبیق دادن سرعت فرستنده ..... با گیرنده .....

۱) کند، سریع ۲) کند، کند ۳) سریع، کند ۴) سریع، سریع

khalilifar.ir

۲۷- پیغام XON به معنی ..... و پیغام XOFF به معنی ..... می‌باشند.

۱) توقف ارسال، آمادگی دریافت ۲) آمادگی ارسال، عدم آمادگی دریافت
۳) آمادگی دریافت، توقف ارسال ۴) توقف دریافت، توقف ارسال

۲۸- RTS و CTS به ترتیب هر کدام در چه سمتی اجرا می‌شوند؟

۱) فرستنده، گیرنده ۲) گیرنده، فرستنده ۳) گیرنده، گیرنده ۴) فرستنده، فرستنده

۲۹- لایه پیوند داده با افزودن ..... کنترل خطا را انجام می‌دهد.

۱) سرفصل ۲) دنباله ۳) دنباله و سرفصل ۴) MAC

۳۰- بهره‌وری کانال را برای فرستنده‌ای که از پروتکل Selective Reject برای ارسال فریم‌های ۶۰۰ بیتی، با اندازه پنجره ۲ و نرخ ارسال اطلاعات 5mbps استفاده می‌کند را مشخص کنید؟ ($L = ۳۰۰\ km$، سرعت انتشار فریم $= ۳\times۱۰^{۸}\ m/s$) توجه: در تمامی محاسبات بخش صحیح را در نظر بگیرید.

۱) ≈ ۰ ۲) ۲ ۳) ۱ ۴) ≈ ۳

۳۱- در پروتکل Selective Rejection ظرفیت بافر سمت ..... باید زیاد باشد.

۱) فرستنده ۲) گیرنده ۳) واسط میانی ۴) گیرنده و واسط میانی

۳۲- هزینه پیاده‌سازی کدام روش نسبت به روش‌های دیگر بیشتر است؟

۱) Idle Arq ۲) Go back Nrq ۳) Selective Reject ۴) هیچکدام

۳۳- در پروتکل‌های Selective Rejection و Go back N، باید از کانال‌های ..... استفاده شود.

۱) Haif duplex ۲) Broadcost ۳) مسی ۴) Full duplex

۳۴- شبکه‌ای از پروتکل Go back N استفاده می‌کند. اگر ترتیب ارسال فریم‌ها به صورت $I_۴$، $I_۳$، $I_۲$، $I_۱$ باشد و فرستنده (۲)NACK را دریافت کند آنگاه فریم‌ها را چگونه ارسال می‌کند؟

۱) $I_۲$، $I_۳$، $I_۴$ ۲) $I_۳$، $I_۴$ ۳) $I_۱$، $I_۲$، $I_۳$، $I_۴$ ۴) $I_۳$

۳۵- در کدام پروتکل، فریم‌ها در صورت دریافت تأئیدیه به فریم‌های قبلی از سوی فرستنده ارسال می‌شوند؟

۱) Go back N ۲) Selective Reject
۳) Idle ARQ ۴) گزینه‌های (۱) و (۲)

---

khalilifar.ir

۳۶- در کانال‌های نقطه به نقطه اگر بعد از مدتی فرستنده ACK را دریافت نکند می‌توان نتیجه گرفت که:

۱) فرستنده خاموش است
۲) گیرنده خاموش است
۳) کانال دچار مشکل شده
۴) گزینه‌های (۲) و (۳)

۳۷- در پروتکل ..... ممکن است فریم‌ها به ترتیب دریافت نشوند.

۱) Selection Reject
۲) Go back N
۳) Idle ARQ
۴) گزینه‌های (۲) و (۳)

۳۸- اگر نمایش یک چندجمله‌ای به صورت دودویی دارای n+۱ بیت باشد آنگاه آن چندجمله‌ای دارای درجه ..... است.

۱) n+۱
۲) n
۳) n−۱
۴) n+۲

۳۹- کدام پروتکل زیر بیت‌گراست؟

۱) Idle ARQ
۲) Go back N
۳) CRC
۴) HDLC

۴۰- کدام گزینه جزء مکانیزم‌های کنترل جریان نیست؟

۱) XON-XOFF
۲) RTS-CTS
۳) Parity bit
۴) هیچکدام

۴۱- CRC از ..... برای کنترل خطا استفاده می‌کند.

۱) تقسیم
۲) ضرب
۳) جمع
۴) تفریق

۴۲- در کدام روش ترتیب اطلاعات دریافتی حفظ می‌شود؟

۱) Selective Reject
۲) Go back N
۳) Idle ARQ
۴) گزینه‌های (۲) و (۳)

۴۳- در روش ارسال سنکرون بیت‌گرا داده‌ها ..... نیست.

۱) مضربی از ۸
۲) مضربی از ۲
۳) دارای سرباری زیاد
۴) مضربی از ۱۶

۴۴- از CRC به چه منظور استفاده می‌شود؟

۱) خطایابی
۲) تصحیح خطا
۳) کنترل جریان
۴) یکسان‌سازی

۴۵- در ارسال اطلاعات به روش آسنکرون، بیت شروع و بیت پایان چیست؟

۱) ۱ و ۰
۲) ۰ و ۰
۳) ۰ و ۱
۴) ۱ و ۱

---

khalilifar.ir

۴۶- لایه پیوند داده به کدام لایه سرویس‌دهی می‌کند؟

۱) لایه فیزیکی ۲) لایه کاربرد ۳) لایه شبکه ۴) لایه انتقال

۴۷- چرا در مکانیزم CRC فقط باقی‌مانده ارسال می‌شود؟

۱) در صورت ارسال خارج قسمت سرباری زیاد می‌شود.

۲) در صورت ارسال خارج قسمت خطا رخ می‌دهد.

۳) در صورت ارسال خارج قسمت پهنای باند گرفته می‌شود.

۴) هیچکدام

۴۸- در کدام روش کنترل خطا، داده‌ها با هم جمع شده و از آنها مکمل یک گرفته می‌شود؟

۱) CRC ۲) Parity ۳) Checksum ۴) گزینه‌های (۱) و (۲)

۴۹- کدام روش کدگذاری همانند روش رمزگذاری فیزیکی عمل می‌کند؟

۱) منچستر ۲) Biphase ۳) Bipolar ۴) NRZ

۵۰- هزینه پیاده‌سازی ..... از ..... بیشتر است.

۱) Idle Arq, Go Back N ۲) Go back N, Idle Arq

۳) Selective Reject, Idle Arq ۴) Selective Reject, Go Back N

---

khalilifar.ir

پاسخ تست‌های تألیفی فصل سوم

۱- گزینه (۲) صحیح است.

۲- گزینه (۱) صحیح است.

۳- گزینه (۳) صحیح است.

۴- گزینه (۴) صحیح است.

۵- گزینه (۳) صحیح است.

۶- گزینه (۱) صحیح است.

۷- گزینه (۲) صحیح است.

$$\text{درصد سربار} = \frac{\text{اطلاعات غیرمفید}}{\text{بیت‌های کنترلی + اطلاعات مفید}} \times ۱۰۰\,\% = \frac{۳}{۱۱} \times ۱۰۰\,\% \approx ۲۷/۵\,\%$$

۸- گزینه (۳) صحیح است.

$$\text{درصد سربار به ازای یک کاراکتر داده} = \frac{۴}{۴+۸} \times ۱۰۰\,\% = \frac{۳}{۱۱} \times ۱۰۰\,\% \approx ۲۷/۵\,\%$$

۱ بایت داده ٪۳۳

$$\Rightarrow x = ۳ \times ۳۳\,\%$$

x ۳ کیلوبایت داده

$$\Rightarrow \quad ۳\text{kB} + \frac{۳۳}{۱۰۰} \times ۳\text{kB} \approx ۴\text{kB}$$ داده در فریم

۹- گزینه (۱) صحیح است.

۱۰- گزینه (۳) صحیح است.

۱۱- گزینه (۲) صحیح است.

۱۲- گزینه (۱) صحیح است.

$$\textbf{درصد سربار} = \frac{\text{اطلاعات غیرمفید}}{\text{بیت‌های کنترلی + اطلاعات مفید}} \times ۱۰۰\,\% = \frac{۱۰}{۲۰۴۸\text{B} + ۱۰} \times ۱۰۰\,\%$$

$$= \frac{۱۰}{۲۰۵۸\text{B}} \times ۱۰۰\,\% \approx ۰/۵۰\,\%$$

khalilifar.ir

۱۳- گزینه (۲) صحیح است.

۱۴- گزینه (۳) صحیح است.

۱۵- گزینه (۱) صحیح است.

۱۶- گزینه (۳) صحیح است.

۱۷- گزینه (۱) صحیح است.

۱۸- گزینه (۳) صحیح است.

۱۹- گزینه (۲) صحیح است.

x^6	x^5	x^4	x^3	x^2	x^1	x^0
۱	۰	۱	۱	۱	۰	۱

۲۰- گزینه (۱) صحیح است.

اگر حاصل تقسیم رشته بیت بر چندجمله‌ای (101) برابر صفر شود یعنی خطا رخ نداده است.

۲۱- گزینه (۳) صحیح است.

۲۲- گزینه (۱) صحیح است.

۲۳- گزینه (۲) صحیح است.

۲۴- گزینه (۳) صحیح است.

۲۵- گزینه (۲) صحیح است.

۲۶- گزینه (۳) صحیح است.

۲۷- گزینه (۳) صحیح است.

۲۸- گزینه (۱) صحیح است.

۲۹- گزینه (۲) صحیح است.

۳۰- گزینه (۱) صحیح است.

برای محاسبه راندمان پروتکل Selective Reject حالت‌های روبرو را داریم:

khalilifar.ir

$$u=\begin{cases}۱-P_F & ;\quad \omega \geq ۲a+۱\\ \dfrac{\omega(۱-P_F)}{۲a+۱} & ;\quad \omega < ۲a+۱\end{cases}$$

از طرفی داریم: $\omega = ۲$ و $a = ?$

$$a=\frac{\text{تأخیر انتشار}}{\text{مدت زمان انتقال فریم}}$$

$$\text{تأخیر انتشار} = \frac{۳۰۰\times ۱۰^{۳}}{۳\times ۱۰^{۸}} = ۱۰^{-۳}s$$

$$\text{زمان انتقال فریم} = \frac{۶۰۰}{۵\times ۱۰^{۶}} = \frac{۶}{۵}\times ۱۰^{-۴} = ۱/۲\times ۱۰^{-۴} \approx ۱۰^{-۴}s$$

$$a=\frac{۱۰^{-۳}}{۱۰^{-۴}} = ۱۰ \quad \Rightarrow \quad ۲a+۱ = ۲۱ \quad \Rightarrow \quad \omega < ۲a+۱$$

توجه داشته باشید چون در سؤال مشخص نشده که در ارسال فریم خطا وجود دارد یا نه پس $P_F = ۰$ است.

$$u=\frac{\omega(۱-P_F)}{۲a+۱} = \frac{۲(۱-۰)}{۲۱} = \frac{۲}{۲۱} \approx ۰$$

۳۱- گزینه (۲) صحیح است.

۳۲- گزینه (۳) صحیح است.

۳۳- گزینه (۴) صحیح است.

۳۴- گزینه (۱) صحیح است.

۳۵- گزینه (۳) صحیح است.

۳۶- گزینه (۴) صحیح است.

۳۷- گزینه (۱) صحیح است.

۳۸- گزینه (۲) صحیح است.

۳۹- گزینه (۴) صحیح است.

۴۰- گزینه (۳) صحیح است.

---

khalilifar.ir

۴۱- گزینه (۱) صحیح است.

۴۲- گزینه (۴) صحیح است.

۴۳- گزینه (۱) صحیح است.

۴۴- گزینه (۱) صحیح است.

۴۵- گزینه (۳) صحیح است.

۴۶- گزینه (۳) صحیح است.

۴۷- گزینه (۱) صحیح است.

۴۸- گزینه (۳) صحیح است.

۴۹- گزینه (۱) صحیح است.

۵۰- گزینه (۱) صحیح است.

khalilifar.ir

khalilifar.ir

۴ مدیریت کانال پخش همگانی

همان‌طور که در فصل قبل مطرح شد، روش‌های مدیریت کانال به دو دسته مدیریت کانال نقطه به نقطه و مدیریت کانال پخش همگانی تقسیم می‌شود. مدیریت پخش همگانی پیچیده‌تر از مدیریت کانال نقطه به نقطه است زیرا تعداد ایستگاه‌هایی که در حال استفاده و به اشتراک‌گذاری کانال هستند، زیاد می‌باشد. در مدیریت پخش همگانی باید قوانینی وجود داشته باشد تا هر کدام از ایستگاه‌های شبکه بتوانند بدون مشکل و بدون نقص، داده‌های خود را ارسال نمایند، در واقع باید پهنای باند کانال به روش‌های مختلف بین ایستگاه‌ها تقسیم شود تا از تداخل جلوگیری نماید. این عمل در کل به دو روش انجام می‌شود:

۱- روش ایستا

در این روش به هر ایستگاه یک محدوده ثابت از زمان یا پهنای باند فرکانسی اختصاص می‌یابد و ایستگاه‌ها از این محدوده برای عمل ارسال استفاده می‌کنند. (این روش همان بحث تقسیم پهنای باند در فصل دوم می‌باشد.) اما با توجه به اینکه ایستگاه‌ها همیشه در حال انتقال اطلاعات نیستند، محدوده مختص هر ایستگاه در زمان عدم ارسال به هدر می‌رود و در کل کارایی شبکه را پایین می‌آورد. به عنوان مثال در روش TDM، زمان استفاده از کانال برای یک ایستگاه مشخص می‌شود ولی اگر در آن زمان ایستگاه داده‌ای برای ارسال نداشته باشد، نه تنها زمان مختص به خود را هدر می‌دهد، همچنین ارسال ایستگاه‌های دیگر بی‌دلیل دچار تأخیر می‌شود و در صورتی که ایستگاهی در یک زمان خاص نیاز شدیدی به ارسال داده داشته باشد باید تا زمانی که نوبت زمانی مختص به خودش فرا برسد، صبر نماید. به هر حال در صورتی که تعداد ایستگاه‌ها در روش ایستا زیاد و پهنای باند کانال کم باشد، کارایی به حداقل خواهد رسید.

۲- روش پویا

مکانیزم پویا برای کنترل کانال پخش همگانی به دو روش انجام می‌شود:

khalilifar.ir

الف- روش رقابتی یا تصادفی یا مجادله‌ای: در این روش هر ایستگاه که نیاز به ارسال داده دارد باید برای در اختیار گرفتن کانال انتقال با ایستگاه‌های فرستنده دیگر که در همان لحظه قصد ارسال دارند و یا در حال ارسال هستند، به رقابت بپردازد. در زمانی که چند ایستگاه در حال رقابت با هم هستند، ممکن است بین فریم‌های ارسالی آنها برخورد به وجود بیاید. در این صورت فرستنده‌ها با مکانیزم خاص خود با این پدیده برخورد می‌کنند. در این روش هر ایستگاه به شکل منفرد و بدون در نظر گرفتن وضعیت فعلی دیگر ایستگاه‌ها تصمیم به ارسال اطلاعات می‌گیرد، در واقع این روش باعث مجادله و رقابت بین ایستگاه‌ها برای در اختیار گرفتن کانال می‌شود. چگونگی رقابت بین ایستگاه‌ها در ادامه فصل بیان خواهد شد.

ب- روش نوبت‌بندی شده یا نوبت گردشی یا زمانی: در این روش ایستگاه‌ها به صورت نوبتی و در یک زمان محدود می‌توانند داده ارسال نمایند. در صورتی که ایستگاهی داده‌ای برای ارسال ندارد، نوبت خود را به ایستگاه بعدی می‌دهد. در این روش تداخل وجود ندارد و ایستگاه‌ها تا حد ممکن از کارایی کانال به خوبی استفاده می‌کنند. این روش خود به دو روش متمرکز و توزیع شده تقسیم می‌گردد.

روش متمرکز: در این روش یک ایستگاه به عنوان ارباب (ایستگاه مرکزی) در نظر گرفته می‌شود و وظیفه آن مشخص کردن نوبت ارسال دیگر ایستگاه‌ها می‌باشد.

به بیان دیگر، در این روش ایستگاه‌ها برای دسترسی به رسانه اشتراکی نوبت می‌گیرند و در هر زمان فقط یک ایستگاه که نوبت اوست اقدام به ارسال می‌کند و پس از تکمیل ارسال مکانیزمی برای انتقال نوبت به ایستگاه بعدی وجود دارد. برای مثال ایستگاه بعدی براساس ترتیب صعودی آدرس MAC مشخص می‌شود. در روش متمرکز، یک کانال برای انتقال داده و یک کانال مجزای دیگر نیز برای انتقال داده کنترلی مورد استفاده قرار می‌گیرد. به بیان دیگر کانال انتقال داده و داده کنترلی از هم جدا هستند.

روش توزیع شده: در این روش ایستگاه‌ها با توجه به موقعیت و اولویت داده‌های ارسالی یکدیگر و یا به شکل نوبتی، اقدام به ارسال داده می‌کنند. در روش توزیع شده، یک کانال واحد برای انتقال داده و داده کنترلی مورد استفاده قرا می‌گیرد.

در ادامه به بررسی بخش‌های مختلف روش پویا می‌پردازیم:

روش‌های متمرکز

در این بخش پروتکل‌های Roll call polling و Hub polling شرح داده می‌شود.

پروتکل Roll call polling

بر طبق این پروتکل دو کانال مشترک داده و کنترل بین ایستگاه‌ها ارتباط برقرار می‌کنند. یک ایستگاه به عنوان ایستگاه ارباب در نظر گرفته می‌شود که وظیفه دارد نوبت ارسال ایستگاه‌ها را

khalilifar.ir

کنترل نماید و برای ایستگاه‌ها مهلت ارسال اطلاعات را مشخص نماید. بنابراین عمل کنترل و مدیریت کانال، فقط توسط یک گره مرکزی صورت می‌گیرد. ارباب از طریق کانال کنترل یک پیغام کنترلی به نام polling (مجوز سرکشی) به اولین ایستگاه می‌فرستد. هر ایستگاه با دریافت این پیغام کنترلی حق دارد اطلاعات مورد نظر خود را در یک مهلت زمانی مشخص ارسال نماید و بعد باید این پیغام کنترلی را به نشانه‌ی تمام شدن مهلت ارسال و یا اتمام عمل ارسال برای ارباب بفرستد. در واقع عمل برگرداندن پیغام کنترلی برای اطمینان از این است که نباید در یک زمان چند polling در شبکه موجود باشند، این امر از بروز برخورد در شبکه جلوگیری می‌کند. در صورتی که ایستگاهی داده‌ای برای ارسال نداشته باشد فوراً polling را به ارباب برمی‌گرداند. اگر داده‌های ارسالی یک ایستگاه در مهلت زمانی مشخص شده تمام نشد باید polling را به ارباب برگرداند و منتظر بماند تا polling را دوباره دریافت کند و ادامه داده‌ها را ارسال نماید.

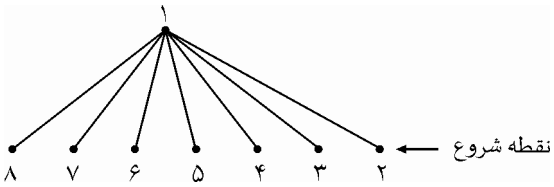
ایستگاه ارباب بعد از دریافت polling از ایستگاه اول آن را برای ایستگاه بعدی ارسال می‌کند و همین رویه ادامه می‌یابد تا دوباره polling به دست ایستگاه اول برسد.

توجه: در صورت خرابی گره مرکزی، کل عملیات به اشتراک‌گذاری رسانه، مختل می‌شود.

مثال: سیستمی با یک کامپیوتر توزیع‌کننده و هفت کامپیوتر فرعی موجود است. فرض کنید یک ایستگاه هم اکنون polling را در اختیار دارد. چقدر زمان می‌برد، تا ایستگاه فعلی مجدداً polling را برای ارسال فریم بعدی دریافت کند؟

توجه: فرض کنید، ایستگاه‌های دیگر، داده‌ای برای ارسال نداشته باشند و انتقال polling بین دو ایستگاه، یک واحد زمانی طول بکشد.

فرض کنید، شروع از گره ۲ باشد، بنابراین داریم:



مطابق شکل فوق، اگر نقطه شروع گره ۲ باشد، براساس الگوریتم Roll call polling خواهیم داشت:

$\underbrace{۲\to۱}_{\text{۱ ثانیه}}\ \underbrace{۱\to۳\to۱}_{\text{۲ ثانیه}}\ \underbrace{۱\to۴\to۱}_{\text{۲ ثانیه}}\ \ldots\ \underbrace{۱\to۸\to۱}_{\text{۲ ثانیه}}\ \underbrace{۱\to۲}_{\text{۱ ثانیه}}$

کل زمان لازم برای بازگشت polling به گره ۲ = ۱+(۶*۲)+۱ = ۱۴ ثانیه

بنابراین ۱۴ ثانیه طول می‌کشد، تا دوباره polling به گره شماره ۲ بازگردد.

khalilifar.ir

مثال: یک شبکه محلی بی‌سیم برای تبادل داده بین M ایستگاه از یک کانال با نرخ ۲۵Mbps با مکانیزم سرکشی (Polling) متمرکز با یک ایستگاه پایه (مرکزی) استفاده می‌کند. فرض کنید هر ایستگاه ۱۰۰۰ متر از ایستگاه پایه فاصله دارد، سرعت انتشار امواج ۲×۱۰^{۸} mps، اندازه فریم سرکشی ۵۰۰ بیت و اندازه فریم داده ۱۲۵۰ بایت است و هر ایستگاه اتمام ارسال داده خود را با یک فریم ۵۰۰ بیتی به ایستگاه پایه اعلام می‌کند. اگر هر ایستگاه فقط مجاز باشد یک فریم داده به ازای هر سرکشی ارسال کند، حداکثر بهره‌وری این کانال چند درصد است؟

۱) ۸۹ ۲) ۹۱ ۳) ۹۳ ۴) ۹۵

پاسخ: گزینه (۱) صحیح است.

داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$$R = ۲۵\ Mbps = ۲۵\times۱۰^{۶}\ bps\ ,\ D = ۱۰۰۰\ m\ ,\ V = ۲\times۱۰^{۸}\ mps$$

$$L_{Polling} = ۵۰۰\ bit\ ,\ L = ۱۲۵۰\ Byte = ۱۲۵۰\times۸\ bit$$

مراحل ارسال داده توسط هر ایستگاه به صورت زیر است:

۱- ارسال Polling از ایستگاه مرکزی به ایستگاه موردنظر و در نتیجه تملک Polling توسط ایستگاه ایستگاه موردنظر صورت می‌گیرد.

۲- ارسال داده توسط ایستگاه موردنظر.

۳- ارسال Polling از ایستگاه موردنظر به ایستگاه مرکزی و در نتیجه رهاسازی Polling توسط ایستگاه موردنظر صورت می‌گیرد.

مسئله، مقدار حداکثر بهره‌وری را مورد سؤال قرار داده است، بنابراین مطابق رابطه زیر داریم:

$$\text{بهره‌وری} = \frac{\text{مفید}}{\text{غیرمفید+مفید}} \rightarrow U = \frac{T_F}{T_F + T_{Receive-Polling} + T_{Send-Polling}}$$

T_F، $T_{Receive-Polling}$ و $T_{Send-Polling}$ از روابط زیر بدست می‌آیند:

$$T_F = \frac{L}{R}$$

T_F، زمان انتقال فریم داده به داخل کانال انتقال است.

که L برابر اندازه فریم و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.

$$T_{Receive-Polling} = T_{Polling} + T_P$$

$T_{Receive-Polling}$، زمان ارسال Polling از ایستگاه مرکزی به ایستگاه مورد نظر است.

$T_{Polling}$، زمان انتقال Polling به داخل کانال انتقال است و T_P زمان تأخیر انتشار کانال جهت رسیدن Polling از ایستگاه مرکزی به ایستگاه موردنظر است.

$$T_{Send-Polling} = T_{Polling} + T_P$$

$T_{Send-Polling}$، زمان ارسال Polling از ایستگاه موردنظر به ایستگاه مرکزی است.

$T_{Polling}$، زمان انتقال Polling به داخل کانال انتقال است و T_P زمان تأخیر انتشار کانال جهت

khalilifar.ir

رسیدن Polling از ایستگاه موردنظر به ایستگاه مرکزی است.

$T_{Polling}$ و T_P از روابط زیر بدست می‌آیند:

$$T_P = \frac{D}{V}$$

که D برابر فاصله ایستگاه مرکزی و ایستگاه موردنظر و V برابر سرعت انتشار کانال است.

$$T_{Polling} = \frac{L_{Polling}}{R}$$

که $L_{Polling}$ برابر اندازه فریم Polling و R برابر نرخ انتقال است.

توجه: زمان انتقال فریم یعنی T_F زمان مفید است و زمان $T_{Receive-Polling}$ و زمان $T_{Send-Polling}$ زمان‌های غیرمفید هستند.

در ادامه مطابق روابط مطرح شده داریم:

$$T_F = \frac{L}{R} = \frac{۱۲۵۰ \times ۸}{۲۵ \times ۱۰^۶} = ۴ \times ۱۰^{-۴}\ s$$

$$T_{Receive-Polling} = T_{Polling} + T_P = \frac{L_{Polling}}{R} + \frac{D}{V} = \frac{۵۰۰}{۲۵ \times ۱۰^۶} + \frac{۱۰۰۰}{۲ \times ۱۰^۸} = ۰/۲۵ \times ۱۰^{-۴}$$

$$T_{Send-Polling} = T_{Polling} + T_P = \frac{L_{Polling}}{R} + \frac{D}{V} = \frac{۵۰۰}{۲۵ \times ۱۰^۶} + \frac{۱۰۰۰}{۲ \times ۱۰^۸} = ۰/۲۵ \times ۱۰^{-۴}$$

در انتها، مطابق رابطه بهره‌وری داریم:

$$U = \frac{T_F}{T_F + T_{Receive-Polling} + T_{Sen-Polling}} = \frac{۴ \times ۱۰^{-۴}}{۴ \times ۱۰^{-۴} + ۰/۲۵ \times ۱۰^{-۴} + ۰/۲۵ \times ۱۰^{-۴}}$$

$$= \frac{۴ \times ۱۰^{-۴}}{۴/۵ \times ۱۰^{-۴}} \times ۱۰۰ \simeq ۸۹\%$$

پروتکل Hub polling

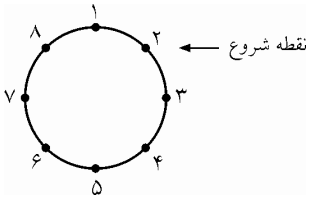
در واقع این پروتکل کامل شده پروتکل Roll call polling می‌باشد. همان‌طور که متوجه شده‌اید در پروتکل Roll call polling بعد از هر بار سرکشی و ارسال اطلاعات توسط ایستگاه سرکشی شده یک پیغام کنترلی polling از طرف ایستگاه فرستنده برای ارباب ارسال می‌شود و مدت زمان صرف شده برای بازگرداندن پیغام polling به هدر می‌رود. در hub polling ارباب مجوز سرکشی (polling) را برای ایستگاه اول ارسال می‌کند. ایستگاه اول با دریافت polling باید در مدت زمان مشخص داده‌های خود را ارسال نماید و بعد از آن مجوز سرکشی را به ایستگاه بعدی تحویل دهد، این رویه ادامه پیدا می‌کند تا دوباره polling به دست ارباب می‌رسد و ارباب دوباره آن را برای ایستگاه اول ارسال می‌کند. در این صورت زمان مصرفی برای بازگرداندن مجوز سرکشی به ارباب حذف می‌شود و کارایی کانال بالا می‌رود.

khalilifar.ir

مثال: سیستمی با هفت کامپیوتر موجود است. فرض کنید یک ایستگاه هم اکنون polling را در اختیار دارد. چقدر زمان می‌برد، تا ایستگاه فعلی مجدداً polling را برای ارسال فریم بعدی دریافت کند؟

توجه: فرض کنید، ایستگاه‌های دیگر، داده‌ای برای ارسال نداشته باشند و انتقال polling بین دو ایستگاه یک واحد زمانی طول بکشد.

فرض کنید، شروع از گره ۲ باشد، بنابراین داریم:



مطابق شکل فوق، اگر نقطه شروع گره ۲ باشد، براساس الگوریتم Hub polling، خواهیم داشت:

۲→۳	۳→۴	۴→۵	۵→۶	۶→۷	۷→۸	۸→۱	۱→۲
۱ ثانیه	۱ ثانیه	۱ ثانیه	۱ ثانیه	۱ ثانیه	۱ ثانیه	۱ ثانیه	۱ ثانیه

کل زمان لازم برای بازگشت polling به گره ۲ = ۸*۱ = ۸ ثانیه

بنابراین ۸ ثانیه طول می‌کشد، تا دوباره polling به گره شماره ۲ بازگردد.

توجه: واضح است که روش Hub polling با کارایی بهتری نسبت به روش Roll call polling کار می‌کند.

توجه: از پروتکل‌های متمرکز در شبکه‌های امروزی به علت معایب وجود یک نقطه خرابی (ارباب)، هزینه بالای دو کانال و تأخیر انتشار زیاد استفاده نمی‌شود.

روش‌های رقابتی یا تصادفی یا مجادله‌ای

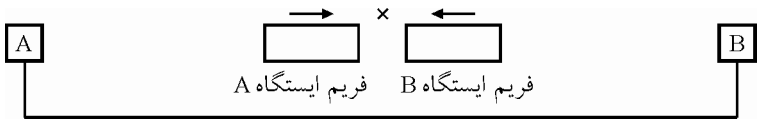
همان‌طور که در ابتدای فصل مطرح شد، در روش تصادفی هر ایستگاه هر زمان که نیاز به ارسال داده داشته باشد با ایستگاه‌های دیگر که نیاز به ارسال دارند و یا در حال ارسال هستند برای تصاحب کانال به رقابت می پردازد. در واقع شیوه کنترل کانال در این روش به شکل رقابتی یا تصادفی یا مجادله‌ای می‌باشد.

قبل از بررسی پروتکل‌های این روش، در ادامه به معرفی انواع برخورد می‌پردازیم:

انواع برخورد

انواع برخورد بر سه حالت می‌باشد:

حالت اول



khalilifar.ir

ایستگاه A به خط گوش می‌دهد و آن را آزاد می‌یابد و فریم خود را روی خط قرار می‌دهد. اندکی بعد، قبل از اینکه به دلیل پدیده تأخیر انتشار (T_P) فریم بر روی کانال، این فریم به ایستگاه B برسد، ایستگاه B نیز به خط گوش می‌دهد و او نیز خط را آزاد می‌یابد و فریم خود را روی کانال قرار می‌دهد و تصادم پیش می‌آید. بنابراین دلیل اصلی تصادم حالت اول، پدیده تأخیر انتشار، در کانال است.

شرط کشف تصادم در فریم در حال ارسال

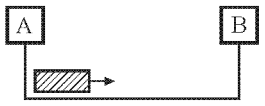
مدار کشف تصادم از هنگام شروع ارسال بیت اول فریم تا پایان ارسال بیت آخر فریم به کانال گوش می‌دهد و چنانچه توان مشاهده شده بر روی کانال بیش از توان سیگنال ارسالی خودش باشد، متوجه وجود سیگنال دیگری بر روی کانال می‌شود که نشانه تصادم است.

توجه: اما مشکل اینجاست که ممکن است تصادمی پیش آید و موج حاصل از تصادم با فریم ایستگاه مقابل، بعد از اتمام انتقال فریم موردنظر بر روی کانال انتقال به ایستگاه مربوطه برسد. در این صورت مدار کشف تصادم ایستگاه مربوطه متوجه وقوع تصادم نخواهد شد.

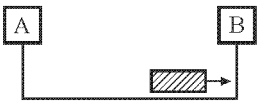
توجه: وقتی یک فریم در زمان T_F، به طور کامل بر روی کانال انتقال قرار گرفت، دیگر جلوی آن را نمی‌توان گرفت و شروع به حرکت در کانال انتقال می‌کند. هنگامی که کودکی بر روی سُرسُره بازی قرار می‌گیرد دیگر سُر می‌خورد و نمی‌توان جلوی آن را گرفت، فرصت برای ممانعت از سُر خوردن کودک تا زمانی وجود دارد که هنوز کودک به طور کامل بر روی سُرسُره قرار نگرفته است.

شرط کشف تصادم برای فریم در حال انتقال بر روی کانال انتقال چیست؟

به شکل زیر توجه کنید:

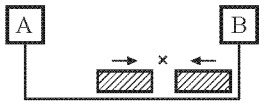


(الف)

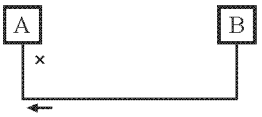


فریم ارسالی از Aتقریباً در لحظه T_P به B می‌رسد.

(ب)



(ج)



نویز انفجاری در لحظه T_P به A برمی‌گردد.

(د)

☜ ***نکته:*** بنابراین زمان انتقال فریم بعدی بر روی کانال انتقال باید بیشتر از زمان رفت و برگشت حاصل از تأخیر انتشار باشد تا ایستگاه فرستنده بتواند نویز انفجاری ایجاد شده در نزدیکی ایستگاه B را احساس کند تا ادامه انتقال فریم بعدی را متوقف کند. «**به قول معروف جلوی ضرر از هر جا**

khalilifar.ir

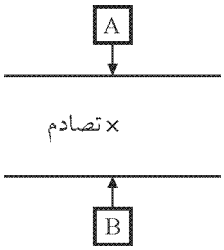
گرفته شود، منفعت است!» به عبارت دیگر، شرط کشف تصادم در فریم در حال ارسال به صورت زیر است:

$$T_F \geq 2T_P \quad \Rightarrow \quad \frac{L}{R} \geq 2\frac{D}{v}$$

توجه: بازه تشخیص تصادم حداقل $2T_P$ است. این زمان را زمان رفت و برگشت یا RTT (Round Trip Time) نیز می‌نامند.

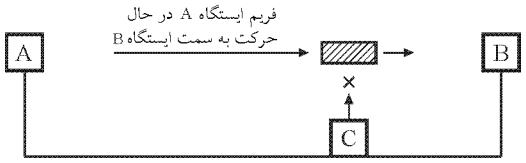
حالت دوم

دو ایستگاه A و B همزمان به کانال گوش می‌دهند و هر دو آن را آزاد می‌یابند و با هم فریم خود را بر روی کانال قرار می‌دهند و تصادم رخ می‌دهد.



حالت سوم

فضای جلوی ایستگاه C توسط فریمی که از مدت‌ها قبل توسط ایستگاه A ارسال شده است اشغال است (فریم ایستگاه A در حال عبور از جلوی ایستگاه C می‌باشد) حال اگر ایستگاه C بدون بررسی کانال انتقال (عدم شنود کانال) اقدام به ارسال فریم کند، تصادم رخ می‌دهد.



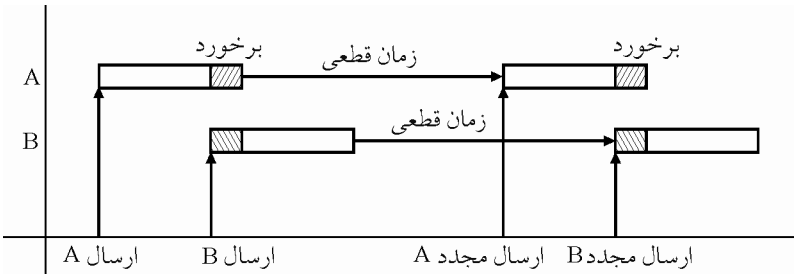
در ادامه پروتکل‌های روش رقابتی یا تصادفی یا مجادله‌ای را بررسی می‌کنیم:

(P-Aloha) Pure Aloha

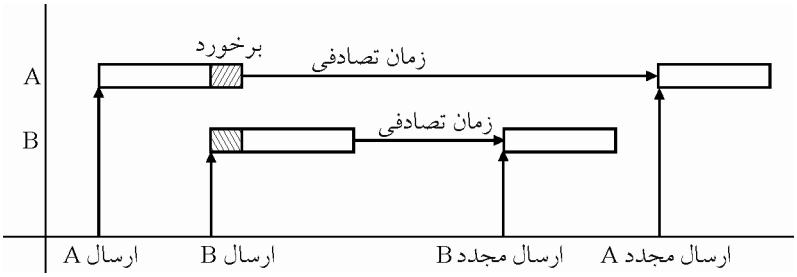
در این پروتکل هر ایستگاه هر زمان که نیاز به ارسال داده داشته باشد، بدون بررسی کانال انتقال، فوراً اقدام به ارسال داده می‌کند. در صورتی که در همین زمان و یا کمی قبل از این ایستگاه، ایستگاه دیگری اقدام به ارسال داده کند، بین داده های ارسالی دو ایستگاه برخورد رخ خواهد داد و در غیر این صورت فریم داده به شکل صحیح ارسال خواهد شد. بعد از ارسال اولین فریم، فرستنده کانال انتقال را برای کشف برخورد کنترل و در صورت کشف برخورد یک مدت زمان تصادفی صبر می‌کند و دوباره اعمال ذکر شده را بعد از این مدت زمان تصادفی تکرار می‌کند. باید

khalilifar.ir

توجه داشته باشید در صورت وقوع برخورد، هر کدام از ایستگاه‌های درگیر، به شکل جداگانه زمان تصادفی خود را محاسبه می‌کنند.
علت اینکه ایستگاه‌های درگیر زمان تصادفی خود را جداگانه محاسبه می‌کنند این است که در صورتی که انتخاب زمان به شکل قطعی و یا در دو طرف یکسان باشد در ارسال بعدی نیز حتماً برخورد رخ خواهد داد.



ارسال مجدد بعد از انتظار به مدت یکسان باعث وقوع برخورد می‌شود.



ارسال مجدد بعد از انتظار به مدت غیریکسان باعث عدم وقوع برخورد می‌شود.

در یک بیان کلی در روش P-ALOHA ، ایستگاه کاربر **هر وقت** داده‌ای برای ارسال داشته باشد، بدون آنکه کانال را بررسی کند (عدم شنود کانال)، داده خود را ارسال می‌کند.
با توجه به آنکه انتقال موفقیت‌آمیز بوده یا خیر، پیام‌های ACK یا NACK از سوی گیرنده ارسال می‌گردد. وجود تصادم به معنای ضرورت ارسال مجدد است.
توجه: فرستنده، ارسال مجدد را پس از تأخیر زمانی تصادفی انجام می‌دهد.

شبه کد P-ALOHA

۱- اگر فریمی برای ارسال داری، بدون بررسی کانال (عدم شنود کانال)، آن را ارسال کن.
۲- اگر فریم‌ها با تصادم مواجه شدند، پس از گذشتن زمان تصادفی، آن‌ها را مجدداً ارسال کن.

روابط P-ALOHA

$$U_{P-ALOHA} = Ge^{-2G} \qquad G^{Max}_{P-ALOHA} = \frac{1}{2} \qquad U^{Max}_{P-ALOHA} = 0/184 = 18/4\%$$

khalilifar.ir

G : تعداد تلاش‌ها برای ارسال فریم‌ها توسط ایستگاه‌ها در زمان انتقال یک فریم (T_F).

توجه: مطابق تعریف، مقدار G برابر است با تعداد تلاش‌ها برای ارسال فریم‌ها توسط ایستگاه‌ها در زمان انتقال یک فریم (T_F)، بنابراین مطابق این تعریف برای محاسبه مقدار G داریم:

درخواست	زمان
۱	$M\lambda$
T_F	G

$$\rightarrow \quad G = M\lambda T_F = \frac{M\lambda L}{R}$$

که M برابر تعداد ایستگاه‌ها و λ برابر تعداد فریم‌های ارسالی هر ایستگاه در واحد زمان می‌باشد.

احتمال ارسال موفق یک فریم در همان بار اول $= e^{-2G}$

احتمال ارسال موفق پس از بروز k تصادم $= (1-e^{-2G})^k e^{-2G}$

$$\text{تعداد تلاش برای ارسال موفق (امید ریاضی)} = E(x) = \frac{1}{P} = \frac{1}{e^{-2G}} = e^{2G}$$

توجه: P-ALOHA حالت اول، حالت دوم و حالت سوم تصادم را دارد.

توجه: وقتی هر وقت دوست داری ارسال می‌کنی، نمی‌توانی توقع بهره‌وری، ۱۰۰٪ داشته باشی انتظار بهره‌وری کمی داشته باش همان ۱۸٪ !

توجه: گاهاً به اختصار به روش P-ALOHA، ALOHA نیز گفته می‌شود.

مثال: یک شبکه P-ALOHA، فریم‌های ۲۰۰ بیتی را روی کانالی با نرخ ۲۰۰kbps انتقال می‌دهد. گذردهی چقدر خواهد بود اگر همه ایستگاه‌ها با یکدیگر ۵۰۰ فریم در ثانیه تولید کنند؟

پاسخ:

همه ایستگاه‌ها با یکدیگر ۵۰۰ فریم در ثانیه تولید کنند یعنی اگر M ایستگاه داشته باشیم، $M\lambda = 500$ FPS خواهد بود:

$$G = \frac{M\lambda L}{R} = \frac{500 \times 200}{2 \times 10^5} = \frac{1}{2}$$

$$G^{Max}_{P-ALOHA} = \frac{1}{2} \rightarrow U_{P-ALOHA} = U^{Max}_{P-ALOHA} = 0/184$$

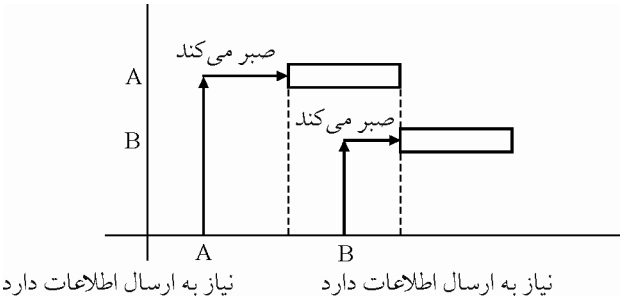
$$Throughput_{P-ALOHA} = R \times U_{P-ALOHA} \rightarrow 2 \times 10^5 \times 0/184 = 36800 \text{ bps}$$

(S-Aloha) Slotted Aloha

برای کاهش احتمال برخورد فریم‌های ارسالی توسط چند فرستنده از روش S-Aloha استفاده می‌شود. در این روش زمان به بخش‌های مساوی به نام اسلات زمانی تقسیم می‌شود. هر کدام از این بخش‌ها حداکثر زمان کافی برای انتقال یک فریم داده می باشد. هر ایستگاه هر زمان که نیاز به ارسال اطلاعات داشته باشد، صبر می‌کند و در شروع اسلات زمانی و بدون بررسی کانال اقدام به انتقال اطلاعات می‌کند در این صورت فقط زمانی برخورد رخ می‌دهد که حداقل دو ایستگاه در ابتدای این اسلات زمانی، اقدام به ارسال داده نمایند.

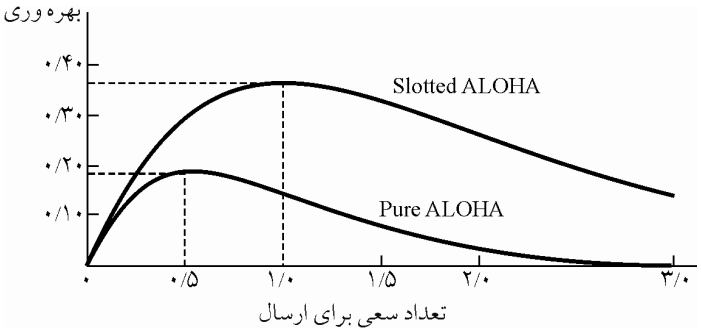
khalilifar.ir

در این روش احتمال برخورد به میزان قابل توجهی کاهش می‌یابد، به شکل زیر توجه کنید.



در صورتی که برخورد رخ دهد، هر کدام از ایستگاه‌های درگیر یک مدت زمان تصادفی صبر می‌کنند و دوباره مراحل ذکر شده را تکرار می‌کنند. توجه داشته باشید، زمان‌های تصادفی برای هر ایستگاه به شکل جداگانه محاسبه می‌شود.

توجه: شکل زیر رابطه G با بهره‌وری را در دو روش P-ALOHA و S-ALOHA، نمایش می‌دهد:



بازده کانال در روش‌های ALOHA

☜ ***نکته:*** احتمال برخورد در P-Aloha نسبت به S-Aloha بیش‌تر است. زیرا در S-Aloha احتمال برخورد فقط در ابتدای ارسال فریم در یک اسلات زمانی خاص وجود دارد. ولی در P-Aloha در هر زمانی از ارسال فریم امکان برخورد وجود دارد. پس کارایی و بهره وری از کانال، در S-Aloha بیشتر است. حدود دو برابر.

توجه: این پروتکل reservation ALOHA یا r-ALOHA نیز نامیده می‌شود.

در یک بیان کلی در روش S-ALOHA، زمان به قسمت‌هایی که آن را اِسلات زمانی (slot) می‌نامند، تقسیم می‌شود. شروع ارسال فریم‌ها تنها در آغاز هر اسلات امکان‌پذیر است (اما در P-ALOHA، در هر زمانی می‌توانست ارسال آغاز شود).

توجه: اندازه اسلات برابر زمان انتقال کامل یک فریم است. $([T_F]+T_p)$

توجه: هر وقت فریمی برای انتقال توسط یک ایستگاه آماده شد، باید تا شروع اسلات بعدی صبر

khalilifar.ir

کند.

شبه کد S-ALOHA

۱- اگر فریمی برای ارسال داری، **صبر کن**، تا نوبتت شود (نوبت اسلات بعدی برسد). آنگاه بدون بررسی کانال (عدم شنود کانال) آن را ارسال کن.

۲- اگر فریم‌ها با تصادم مواجه شدند، پس از گذشتن زمان تصادفی، آن‌ها را مجدداً ارسال کن.

روابط S-ALOHA

$$U_{S-ALOHA} = Ge^{-G} \qquad G^{Max}_{S-ALOHA} = ۱ \qquad U^{Max}_{S-ALOHA} = ۰/۳۶۸ = ۳۶/۸\%$$

G : تعداد تلاش‌ها برای ارسال فریم‌ها توسط ایستگاه‌ها در زمان اسلات (T_{slot}).

توجه: مطابق تعریف، مقدار G برابر است با تعداد تلاش‌ها برای ارسال فریم‌ها توسط ایستگاه‌ها در زمان یک اسلات (T_{slot})، بنابراین مطابق این تعریف برای محاسبه مقدار G داریم:

زمان	درخواست
۱s	$M\lambda$
T_{slot}	G

$$\rightarrow \quad G = M\lambda T_{slot}$$

که M برابر تعداد ایستگاه‌ها و λ برابر تعداد فریم‌های ارسالی هر ایستگاه در واحد زمان می‌باشد.

e^{-G} =احتمال ارسال موفق یک فریم در همان بار اول

$(۱-e^{-G})^k e^{-G}$ =احتمال ارسال موفق پس از بروز k تصادم

$$\text{تعداد تلاش برای ارسال موفق (امید ریاضی)} = E(x) = \frac{۱}{P} = \frac{۱}{e^{-G}} = e^{G}$$

توجه: S-ALOHA فقط حالت اول و حالت دوم تصادم را دارد. زیرا زمانی که فریمی در حال حرکت در کانال است، در یک اسلات تا به مقصد برسد، فریم دیگری در کانال قرار نمی‌گیرد، در واقع بقیه پشت اسلات می‌مانند.

توجه: مسئله تصادم حالت سوم در روش S-ALOHA توسط مکانیزم اسلات زمانی حل می‌گردد.

مثال: ایستگاه‌های شبکه S-ALOHA در هر ثانیه ۵۰ درخواست تولید می‌کنند، در صورتی که زمان به اسلات‌های ۴۰ms تقسیم شده باشد، به ترتیب احتمال موفقیت در همان بار اول چقدر است؟ احتمال موفقیت بعد از اتفاق دقیقاً k تصادم چقدر است؟ تعداد تلاش مورد انتظار برای ارسال موفق چقدر است؟

پاسخ:

ثانیه	درخواست
۱	$M\lambda = ۵۰$
$T_{slot} = ۴۰\times۱۰^{-۳}$	G

$$\rightarrow \quad G = M\lambda T_{slot} = ۵۰\times۴۰\times۱۰^{-۳} = ۲$$

khalilifar.ir

احتمال ارسال موفق یک فریم در همان بار اول برابر e^{-G} یعنی $e^{-۲}$ است.
احتمال ارسال موفق پس از بروز k تصادم برابر $(۱-e^{-G})^k e^{-G}$ یعنی $(۱-e^{-۲})^k e^{-۲}$ است.
تعداد تلاش برای ارسال موفق (امید ریاضی) برابر با $\frac{۱}{e^{-G}}$ یا e^G یعنی $e^۲$ است.
در ادامه پروتکل‌هایی با روش تصمیم‌گیری تصادفی و قابلیت کشف وضعیت کانال (پر یا خالی بودن کانال) معرفی می‌شوند :

(Carrier Sense Multiple Access) CSMA

همان‌طور که بیان شد، مشکل بزرگ روش ALOHA، کارایی پائین آن می‌باشد که دلیل آن ارسال داده حتی در زمانی است که حتماً دچار برخورد خواهد شد. در واقع مشکل بزرگ روش ALOHA بررسی نکردن کانال قبل از ارسال و ارسال فریم‌های داده در زمان مشغول بودن کانال می باشد. در روش CSMA هر ایستگاهی که قصد ارسال داده داشته باشد، ابتدا کانال انتقال را بررسی می‌کند (شنود کانال) و در صورت خالی بودن کانال اقدام به ارسال فریم داده خود می‌کند. بعد از ارسال، فرستنده باز هم کانال را بررسی می‌کند و در صورت کشف برخورد، یک مدت زمان تصادفی صبر می‌کند و دوباره مراحل ذکر شده را تکرار می‌کند.
همانطور که گفتیم اشکال بزرگی که روش P-ALOHA دارد این است که فرستنده قبل از ارسال، احتمال وجود ارسال دیگری را روی کانال بررسی نمی‌کند. به همین دلیل احتمال آنکه تصادم پیش آید، بالا است. (عدم شنود کانال)
الگوی CSMA، **عمل شنود کانال** را انجام می‌دهد و به همین دلیل از تعداد تصادم‌های پیش آمده می‌کاهد. سه نوع CSMA وجود دارد:
۱- 1-persistent CSMA : تصادم حالت اول و حالت دوم را دارد.
توجه: این روش به دلیل اصرار برای ارسال، وقوع تصادم حالت اول و دوم را افزایش می‌دهد.
توجه: اگر تصادمی رخ دهد، ایستگاه‌ها برای مدت زمان تصادفی منتظر شده و پس از گذشت یک زمان تصادفی، تلاش مجدد خود را آغاز می‌کنند.

مثال: کدام گزینه در مورد روش کنترل رسانه مشترک 1-persistent CSMA درست نیست؟
۱) در بین روش‌های CSMA، بهترین است.
۲) تأخیر انتشار ممکن است باعث تولید مشکلاتی در بررسی وضعیت کانال شود.
۳) در این روش تنها کاری که فرستنده قبل از ارسال داده خود انجام می‌دهد این است که به کانال گوش می‌دهد تا ببیند آیا قبل از او ایستگاهی اقدام به ارسال نموده است یا خیر. اگر این‌گونه نبود، داده خود را با احتمال ۱ (۱۰۰٪) ارسال می‌کند.
۴) اگر تصادمی به وجود آید (مثلاً حالتی که دو ایستگاه به طور همزمان آغاز به ارسال می‌کنند) ایستگاه‌ها برای مدت زمان تصادفی منتظر شده و سپس پس از گذشت آن زمان تصادفی، تلاش مجدد خود را آغاز می‌نمایند.

khalilifar.ir

پاسخ: گزینه (۱) صحیح است.

هر چند بهره‌وری 1-Persistent CSMA از P-ALOHA بهتر است، اما از سایر روش‌های CSMA ناکارآمدتر است. در واقع 1-Persistent CSMA ساده‌ترین شکل پروتکل CSMA می‌باشد.

non-Persistent CSMA

در این روش به کانال گوش می‌دهیم، چنانچه مشغول باشد، کانال را رها کرده و به یک مدت زمان تصادفی کنار می‌کشیم، یعنی بر ارسال اصرار نمی‌کنیم، بنابراین به دلیل عدم اصرار بر ارسال، وقوع تصادم حالت اول و دوم را **کاهش** می‌دهد. بدین ترتیب احتمال تصادم حالت اول و دوم **کاهش** یافته و بهره‌وری بسیار بهتر از 1-Persistent CSMA می‌شود.

شبه کد non-Persistent CSMA

۱- کانال را شنود کن.

۲- اگر کانال مشغول بود خط را رها کن و به یک مدت زمان تصادفی کنار بکش، سپس به مرحله ۱ برو.

در غیر اینصورت، یعنی اگر کانال مشغول نبود، به مرحله ۳ برو.

۳- ارسال فریم.

نتیجه: بنابراین می‌توان گفت که non-Persistent CSMA به جای آنکه به طور **مُصر** به بررسی کانال، بپردازد (همان چیزی که در 1-Persistent CSMA صورت می‌گیرد) در فاصله زمان‌های تصادفی این کار را انجام می‌دهد.

این رویکرد تأخیر بیش‌تری را ایجاد می‌کند، اما تصادم کمتری را در پی خواهد داشت. **دیر رسیدن بهتر از هرگز نرسیدن است!**

در یک بیان ساده می‌توان گفت که مدل non-Persistent CSMA بر ارسال **اصرار** نمی‌کند. در واقع این مدل صبر و حوصله دارد.

راهکارهای جلوگیری از وقوع تصادم حالت سوم:

۱- **مکانیزم شنود کانال:** بررسی جلوی ایستگاه فرستنده.

۲- **مکانیزم اسلات زمانی:** ارسال نوبتی.

برای مثال، تا به اینجا مسئله تصادم حالت سوم در روش S-ALOHA توسط مکانیزم اسلات زمانی و مسئله تصادم حالت سوم در روش 1-Persistent CSMA و non-Persistent CSMA توسط مکانیزم شنود کانال حل شد.

توجه: مدل بعدی یعنی P-Persistent CSMA، برای جلوگیری از وقوع تصادم حالت سوم از مکانیزم اسلات زمانی استفاده می‌کند.

P-Persistent CSMA

پروتکل P-Persistent CSMA در حقیقت تعمیمی است از 1-Persistent که برای کانال‌های دارای

khalilifar.ir

اسلات زمانی به کار گرفته می‌شود. در این روش زمان به قسمت‌هایی که آن را اسلات زمانی (slot) می‌نامیم، تقسیم می‌شود. شروع ارسال فریم‌ها تنها در آغاز هر اسلات امکان‌پذیر است.
توجه: اندازه اسلات برابر زمان انتقال کامل یک فریم است. $([T_F]+T_P)$
توجه: هر وقت فریمی برای انتقال آماده شد، به طور مُصر (پیوسته) تا اسلات بعدی صبر می‌کند. زیرا در زمان‌های خارج از اسلات احتمالاً کانال مشغول است و ارسال مجاز نیست. در ابتدای هر اسلات (کانال آزاد) ایستگاه فرستنده با احتمال p اقدام به ارسال می‌کند و به احتمال $q=1-p$ ارسال نمی‌کند و کنار می‌کشد و تا شروع اسلات بعدی صبر می‌کند. در واقع $1-p$ برابر با احتمال ارسال فریم داده در همان زمان توسط ایستگاه‌های دیگر است.

☜ ***نکته:*** هر چه مقدار p در این روش کم‌تر شود، این روش کارایی بیشتری دارد.

☜ ***نکته:*** این روش حالت اول و حالت دوم تصادم را دارد. (اما بهبود یافته است).

توجه: فرض کنید همه فرستنده‌هایی که قصد ارسال داده دارند به طور همزمان در ابتدای هر اسلات سکه می‌اندازند و به احتمال $\frac{1}{2}$ قرار می‌گذارند که برای هر کسی که شیر آمد ارسال کند، یا فرض کنید همه فرستنده‌هایی که قصد ارسال داده دارند به طور همزمان یک تاس می‌اندازند و به احتمال $\frac{1}{6}$ قرار می‌گذارند که برای هر کسی که ۶ آمد ارسال کند، یا فرض کنید همه فرستنده‌هایی که قصد ارسال داده دارند به طور همزمان دو تا دو تاس می‌اندازند و به احتمال $\frac{1}{36}$ قرار می‌گذارند که برای هر کسی که جفت شش آمد ارسال کند. هر چند در این حالت ممکن است چند نفر به طور همزمان شانس ارسال را پیدا کنند و باز هم تصادم حالت اول و حالت دوم رخ دهد، اما هر چه قدر مقدار p کمتر شود، شانس ارسال همزمان خیلی کم‌تر می‌شود و در نتیجه تصادم حالت اول و حالت دوم هم کمتر رخ می‌دهد و این یعنی بهبود تصادم حالت اول و تصادم حالت دوم.
همانطور که مشاهده می‌کنید هر چه قدر مقدار p کمتر می‌شود احتمال ارسال کمتر می‌شود. پس به دلیل تصادم کمتر، کارایی بیشتر می‌شود. **تصادم کمتر، کارایی بیشتر!**
بنابراین مطابق احتمال و بخت و اقبال، هر ایستگاه می‌تواند موفق به ارسال داده به روی کانال شود، در واقع اغلب ایستگاه‌ها از گردونه رقابت حذف می‌گردند، این یعنی عدم اصرار بر ارسال و این یعنی بهبود تصادم حالت اول و تصادم حالت دوم.

مثال:

0.5 Persistent CSMA
0.1 Persistent CSMA
0.01 Persistent CSMA

مثال: کدام گزینه درست نیست؟
۱) CSMA تصادم را حذف می‌کند.

khalilifar.ir

۲) کارایی S-ALOHA از P-ALOHA بیش‌تر است.
۳) کارایی 0.5-Persistent CSMA از 1-Persistent CSMA بیش‌تر است.
۴) هر چه مقدار P در روش P-Persistent CSMA کمتر شود، کارایی بیشتری حاصل می‌شود.
پاسخ: گزینه (۱) صحیح است.

(Carrier Sense Multiple Access / Collision Detection) CSMA/CD

در این روش فرستنده قبل از ارسال، کانال انتقال را شنود می‌کند و در صورت خالی بودن کانال، اقدام به ارسال فریم داده خود می‌کند. فرستنده در موازات انجام عمل انتقال فریم فعلی در حال بررسی کانال برای وقوع برخورد فریم قبلی می‌باشد و در صورت به وجود آمدن برخورد، همان لحظه عمل انتقال فریم فعلی را قطع می‌کند. بعد از وقوع برخورد در عمل انتقال، فرستنده یک سیگنال پارازیت کوتاه به روی کانال انتقال قرار می‌دهد و دیگر ایستگاه‌ها متوجه برخورد می‌شوند و اگر قصد ارسال داشته باشند، صبر می‌کنند.
توجه: این روش تصادم حالت اول و تصادم حالت دوم را دارد.
توجه: مسئله تصادم حالت سوم در روش CSMA/CD توسط مکانیزم شنود کانال حل شده است.

شبه کد CSMA/CD

۱- کانال را شنود کن، اگر کانال آزاد بود، فریم را ارسال کن... در غیر اینصورت منتظر بمان (به شکل مُصر) تا کانال آزاد شود و سپس ارسال کن ...
۲- اگر کل فریم بدون هیچ تصادمی ارسال شود، کار تمام است.
۳- اگر در زمان ارسال یک فریم، تصادم رخ داد، ادامه ارسال فریم‌های بعدی را قطع کن و سیگنال پارازیت را ارسال کن و یک مدت زمان تصادفی صبر کن و بعد به مرحله ۱ برو.
توجه: نحوه محاسبه مدت زمان تصادفی یا $T_{back\ off}$ جلوتر شرح داده می‌شود.

کارایی کانال در پروتکل CSMA/CD

فرض کنید n ایستگاه در حال رقابت برای تصاحب کانال هستند و احتمال اینکه یک ایستگاه فریم اطلاعاتی خود را ارسال نماید برابر با P می‌باشد، همان‌طور که قبلاً مطرح شد، زمانی یک ایستگاه می‌تواند فریم داده خود را صحیح ارسال نماید که در آن زمان هیچ ایستگاه دیگری اقدام به ارسال داده نکند. بنابراین احتمال اینکه یک ایستگاه انتقال انجام دهد و دیگر ایستگاه‌ها انتقال داده انجام ندهند برابر با $p(1-p)^{n-1}$ می‌باشد و $\binom{n}{1}$ راه مختلف برای توزیع این احتمال بین تمام ایستگاه ها وجود دارد که در نتیجه احتمال موفقیت براساس توزیع هندسی برابر خواهد بود با :

$$P_{success} = \binom{n}{1} p(1-p)^{n-1} = np(1-p)^{n-1}$$

زمانی می‌توان ادعا کرد که احتمال موفقیت به حداکثر رسیده است که تمام n ایستگاه به یک

khalilifar.ir

اندازه از احتمال ارسال فریم داده برخوردار باشند، در واقع زمانی به حداکثر احتمال موفقیت می‌رسند که هر ایستگاه، احتمال ارسال داده به اندازه $p = \frac{۱}{n}$ داشته باشد، بنابراین حداکثر احتمال موفقیت از رابطه زیر بدست می‌آید (به جای P، مقدار $\frac{۱}{n}$ قرار داده شده است):

$$P_{success} = n\frac{۱}{n}(۱-\frac{۱}{n})^{n-۱} = (۱-\frac{۱}{n})^{n-۱} = e^{-۱} = \frac{۱}{e}$$

$$n \to \infty$$

برای محاسبه تعداد متوسط تکرارهایی که می‌گذرد تا یک ایستگاه از بین n ایستگاه بتواند بالاخره کانال را با موفقیت بدست بگیرد از رابطه امید ریاضی استفاده می‌شود :

$$E(x) = \frac{۱}{P_{success}} = \frac{۱}{\frac{۱}{e}} = e$$

در پروتکل CSMA/CD وقت هر ایستگاه می‌تواند صرف سه حالت عملیاتی شود. ایستگاه‌ها در این پروتکل یا در حالت بی‌کار هستند، یا در حالت رقابت با یکدیگر برای تصرف کانال هستند و یا یک ایستگاه کانال را در اختیار دارد و در حال انتقال داده است و دیگر ایستگاه‌ها منتظر پایان انتقال هستند. وقتی کانال انتقال به حداکثر مراجعات می‌رسد و در واقع کانال اشباع می‌شود. می‌توان به این نتیجه رسید که ایستگاه‌های کمی در حال سپری کردن دوره بی‌کاری خود هستند و بیشتر زمان ایستگاه‌ها صرف انتقال داده و رقابت می‌شود. با توجه به توضیحات داده شده می‌توان اینگونه مطرح کرد که زمان استفاده از کانال در پروتکل CSMA/CD صرف سه دوره زمانی می‌شود:

۱- یک بازه زمانی به طول T_F ثانیه که فریم داده‌ای ارسال می‌شود. ($T_F = \frac{L}{R}$) در واقع T_F برابر با حاصل تقسیم طول یک فریم به نرخ انتقال کانال می‌باشد.

۲- یک دوره زمانی به اندازه T_P (تأخیر انتشار یکطرفه) تا فریم موردنظر به گیرنده برسد. که در این مدت بقیه ایستگاه‌ها در حال بررسی برای اتمام انتقال داده توسط ایستگاه فرستنده می‌باشند.

۳- یک بازه زمانی که ایستگاه‌ها در حال رقابت برای تصاحب کانال می‌باشند تا بالاخره یک ایستگاه موفق شود کانال را بدست بگیرد. این مدت زمان برابر با $e۲T_P$ (حاصلضرب تعداد متوسط تکرارها (امید ریاضی) در تأخیر دوطرفه کانال) است. $e = ۲/۷۱۸$ (عدد نپر) می‌باشد.

توجه: ایستگاه فرستنده در زمان $۲T_P$ متوجه می‌شود که کانال را با موفقیت در اختیار گرفته است، یعنی مدت زمانی که فریم ارسالی به انتهای کانال برسد و نتیجه ارسال سالم آن یعنی پیام تصدیق (ACK) از ایستگاه گیرنده به ایستگاه فرستنده بازگردد. در واقع هر عملیات رقابت حداکثر به مدت $۲T_P$ زمان می‌برد. اصطلاحاً به این زمان رفت و برگشت یعنی تأخیر دو طرفه ($۲T_P$) در پروتکل CSMA/CD یک mini slot نیز گفته می‌شود.

khalilifar.ir

بنابراین برای بدست آوردن کارایی کانال در پروتکل CSMA/CD کافی است مدت زمان مفید صرف شده برای انتقال یک فریم داده یعنی T_F را به مدت زمان کل صرف شده یعنی کل سه دوره زمانی تقسیم نمایید:

$$U_{CSMA/CD}^{MAX} = \frac{T_F}{T_F + T_P + e\text{۲}T_P} \xrightarrow{\div T_F} U_{CSMA/CD}^{MAX} = \frac{\text{۱}}{\text{۱} + a(\text{۱} + \text{۲}e)} = \frac{\text{۱}}{\text{۱} + \text{۶}/\text{۴۴}a}$$

توجه: نماد a به صورت زیر است:

$$a = \frac{T_P}{T_F} = \frac{\frac{D}{V}}{\frac{L}{R}} = \frac{D \times R}{V \times L}$$

توجه: اگر a خیلی کوچک باشد، بهره‌وری به ۱۰۰ درصد نزدیک می‌شود.

مثال: کدام گزینه در مورد بهره‌وری روش CSMA/CD درست نیست؟

۱) با افزایش مسافت، کارایی کم‌تر می‌شود. ۲) با افزایش پهنای باند کارایی بیش‌تر می‌شود.

۳) بهره‌وری بیش‌تری از روش ALOHA دارد. ۴) هیچ‌کدام

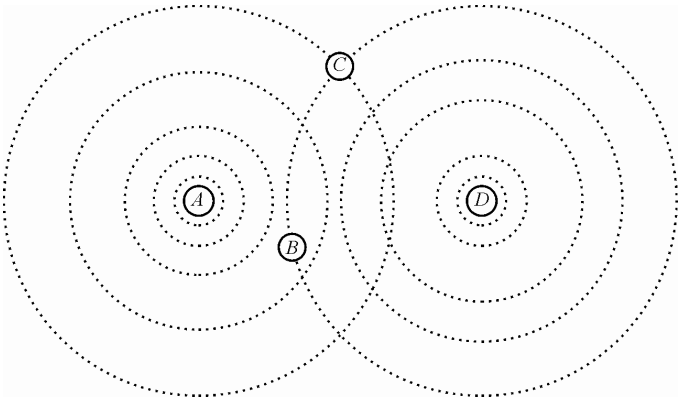
پاسخ: گزینه (۲) صحیح است.

با افزایش پهنای باند کارایی کم‌تر می‌شود. چرا که با توجه به اینکه $a = \frac{D \times R}{V \times L}$ است، هر چه R بیش‌تر شود، مقدار a افزایش و طبق رابطه بهره‌وری، مقدار U کاهش می‌یابد.

توجه: مثال فوق، تناقض بزرگی را نتیجه می‌دهد. کاربران شبکه همیشه دوست دارند از پهنای باند بالا استفاده کنند. این در حالی است که افزایش پهنای باند، موجب کاهش کارایی در شبکه **اترنت** که از توپولوژی باس و پروتکل CSMA/CD استفاده می‌کند، می‌شود. لذا استفاده از اترنت در چنین شرایطی خالی از اشکال نخواهد بود.

(Carrier Sense Multiple Access / Collision Avoidance) CSMA/CA

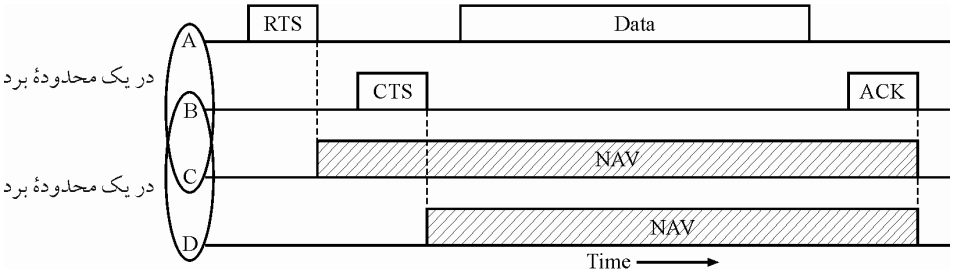
برای درک بهتر این روش به شکل زیر توجه کنید:



khalilifar.ir

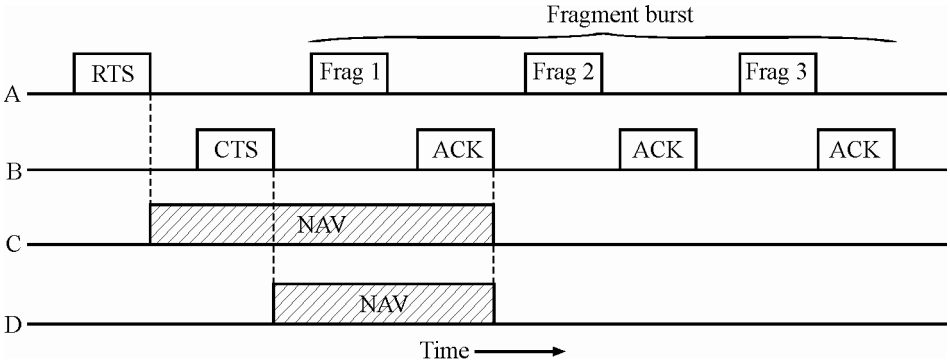
این روش در شبکه‌های بی‌سیم استفاده می‌شود. در شبکه‌های بی‌سیم رسانه انتقال مشترک بین ایستگاه ها همان فضای خالی و یا هوای میان ایستگاه‌ها می‌باشد و در صورتی که یک ایستگاه اقدام به ارسال داده کند تمام ایستگاه‌های در محدوده توان انتشار ایستگاه فرستنده داده‌ها را دریافت می‌کنند و ایستگاهی که منتظر داده است، آن را استفاده می‌کند. در شکل بالا در صورتی که هر ایستگاهی اقدام به ارسال داده کند، ایستگاه‌های دیگر آن را دریافت می‌کنند. روش CSMA/CA برای برقراری ارتباط بین ایستگاه فرستنده و گیرنده به شکل زیر عمل می‌کند:

فرض کنید ایستگاه A قصد ارسال داده برای ایستگاه B دارد، در محدوده توان انتشار ایستگاه A یک ایستگاه دیگر به نام C قرار دارد. ایستگاه A برای اعلام درخواست خود برای ارسال اطلاعات به ایستگاه B یک پیغام RTS (Request to send) ارسال می‌کند. در این بین ایستگاه C نیز پیغام RTS را دریافت می‌کند و متوجه می‌شود در این محدوده عملیاتی، ایستگاهی قصد ارسال اطلاعات دارد، همچنین مقدار اطلاعاتی که ایستگاه A قصد ارسال آن را دارد نیز در پیغام RTS قرار دارد و ایستگاه C با دریافت آن مدت زمانی که کانال انتقال اشغال خواهد بود را حدس می‌زند و به اندازه این مدت اقدام به ارسال اطلاعات نمی‌کند (بی‌کار می‌ماند) در شکل زیر این مدت با NAV مشخص شده است. در طرف دیگر ایستگاه B پیغام RTS را دریافت می‌کند و برای اعلام قبول کردن برقراری ارتباط یک پیغام CTS (Clear to send) برای ایستگاه A ارسال می‌کند، فرض کنید ایستگاه D در محدوده انتشار ایستگاه B قرار دارد، ولی نمی‌تواند پیام های ایستگاه A را دریافت کند در این صورت ایستگاه D نیز با دریافت پیغام CTS از ایستگاه B متوجه می‌شود که به زودی در این محدوده بین ایستگاه‌های دیگر، اطلاعات مبادله خواهد شد. همچنین ایستگاه D مانند ایستگاه C مدت زمان ارسال اطلاعات را حدس زده و در این مدت اقدام به ارسال اطلاعات نمی‌کند.



(الف) – کاربرد کانال مجازی در روش CSMA/CA

khalilifar.ir



(ب) - ارسال انفجاری چند قطعه

با توجه به موارد ذکر شده متوجه خواهید شد که در این پروتکل در هنگام انتقال اطلاعات تمام ایستگاه‌های دیگر اقدام به ارسال داده نمی‌کنند و در این صورت در هنگام ارسال داده اصلی امکان برخورد وجود ندارد ولی در هنگام ارسال فریم‌های کنترلی RTS و CTS امکان برخورد وجود دارد. فرض کنید ایستگاه A قصد ارسال اطلاعات برای ایستگاه B دارد در صورتی که ایستگاه C نیز قصد ارسال اطلاعات داشته باشد، ممکن است ایستگاه A و ایستگاه C باهم اقدام به ارسال RTS کنند و دچار برخورد شوند، در این صورت پس از کشف برخورد هر دو ایستگاه یک مدت زمان تصادفی صبر می‌کنند و دوباره اقدام به ارسال می‌نمایند. همچنین فرض کنید ایستگاه A یک فریم RTS برای ایستگاه B ارسال می‌کند و در محدوده انتشار ایستگاه B ایستگاهی به نام D وجود دارد که در محدوده انتشار A نمی‌باشد و قصد ارسال داده دارد، در این صورت ممکن است پیغام RTS از ایستگاه D با پیغام CTS ایستگاه B در یک زمان ارسال شوند و برخورد رخ دهد.

به علت وجود نویز زیاد در شبکه‌های بی‌سیم، لایه پیوند داده در این پروتکل، داده‌ها را به قطعات کوچکی به نام Frag تقسیم می‌کند تا در صورت بروز نویز مقدار داده کمتری خراب شود. همچنین لایه پیوند داده گیرنده با دریافت داده برای تصدیق داده دریافتی اقدام به ارسال ACK می‌کند و فرستنده تا ACK مربوط به Frag ارسالی قبلی را دریافت نکند، Frag بعدی را ارسال نخواهد کرد.

توجه: در این پروتکل پس از ارسال فریم داده، یک زمان‌سنج (تایمر) به نام ACK-Timer، تنظیم (set) و روشن می‌شود. اگر پیش از دریافت ACK این زمان‌سنج منقضی شود، نشان‌دهنده بروز تصادم و یا وجود خطاست و نیاز به ارسال مجدد می‌باشد.

☜ ***نکته:*** روش دوم در پروتکل CSMA/CA براساس پروتکل MACAW می‌باشد که دقیقاً همین رفتار را انجام می‌دهد.

توجه: MACAW، سرواژه عبارت Mulitple Access with Collision Avoidance است.

khalilifar.ir

الگوریتم بدست آوردن مدت زمان تصادفی

(الگوریتم عقب‌گرد نمایی- Binary Exponential Back off algoritm)

همان‌طور که در گذشته مطرح شد در صورتی که در یک زمان چند ایستگاه قصد استفاده از کانال انتقال را داشته باشند و در یک زمان چند ایستگاه فریم داده و یا فریم کنترلی خود را روی کانال قرار دهند، برخورد رخ خواهد داد. ایستگاه‌های درگیر پس از کشف برخورد باید یک مدت زمان تصادفی را به صورت مجزا محاسبه کنند و به اندازه این مدت زمان اقدام به ارسال نکنند.

به طور کلی میزان مدت زمان تصادفی به وسیله الگوریتم عقب‌گرد نمایی از رابطه زیر محاسبه می‌گردد:

$$T_{back\ off} = k \times T$$

در رابطه فوق مقدار T در روش‌های مختلف به صورت زیر در نظر گرفته می‌شود:

الف) مقدار T در روش‌های مبتنی بر اسلات زمانی مانند S-ALOHA و P-Persistent برابر T_{Slot} است.

ب) مقدار T در سایر روش‌های تصادفی برابر $2T_P$ است.

توجه: از آنجا که در روش CSMA/CD باید شرط کشف تصادم برقرار باشد، و مطابق رابطه شرط کشف تصادم T_F باید بزرگتر یا برابر $2T_P$ یعنی $T_F \geq 2T_P$ باشد. بنابراین برای محاسبه میزان مدت زمان تصادفی در روش CSMA/CD از T_F به عنوان حداقل زمان رفت و برگشت استفاده می‌شود. پس برای روش CSMA/CD مورد (ج) را خواهیم داشت.

ج) مقدار T در روش CSMA/CD برابر T_F است. در رابطه فوق مقدار k در همه روش‌های تصادفی به صورت زیر در نظر گرفته می‌شود:

الف) اگر $i \leq 10$ باشد، عدد تصادفی k، از مجموعه {۰ تا $2^i - 1$} انتخاب می‌شود.

ب) اگر $11 \leq i \leq 15$ باشد، عدد تصادفی k، همواره از مجموعه {۰ تا ۱۰۲۳} انتخاب می شود.

ج) اگر $i \geq 16$ باشد، یک پیام خطا مبنی بر مشکل جدی در شبکه برای لایه بالاتر ارسال می‌شود.

توجه: مقدار i برابر دفعه تصادم است.

مثال: در یک شبکه اترنت ساده که از روش CSMA/CD جهت مدیریت کانال پخش همگانی استفاده می‌کند. پس از وقوع سومین تصادم، حداکثر زمانی که فرستنده بر حسب میکروثانیه باید منتظر بماند، چقدر است؟

توجه: نرخ انتقال، R، در شبکه اترنت ساده برابر ۱۰Mbps است.

پاسخ: مطابق رابطه $T_{back\ off}$ داریم:

$$T_{back\ off} = k \times T$$

از آنجاییکه مقدار T در روش CSMA/CD از طریق T_F محاسبه می‌گردد، بنابراین داریم:

khalilifar.ir

$T_{back\ off} = k \times T_F$

توجه: در رابطه فوق، زمان انتقال فریم یا T_F از رابطه زیر محاسبه می‌گردد:

$$T_F = \frac{L}{R}$$

در رابطه فوق، L، طول فریم و R، نرخ انتقال است.

توجه: حداقل طول فریم در روش CSMA/CD برابر ۶۴ بایت یا ۵۱۲ بیت است.

با توجه به اطلاعات مطرح شده داریم:

$$T_F = \frac{L}{R} = \frac{۵۱۲}{۱۰ \times ۱۰^۶} \quad \text{ثانیه} \quad \xrightarrow{\times ۱۰^۶} \quad ۵۱/۲ \quad \text{میکروثانیه}$$

برای محاسبه k روال زیر دنبال می‌شود:

از آنجا که مطابق فرض سؤال، تا به حال سه تصادم رخ داده است، بنابراین مطابق آنچه پیش از این درباره نحوه محاسبه k گفتیم، خواهیم داشت.

همانطور که پیش از این نیز گفتیم، اگر $i \le ۱۰$ باشد، عدد تصادفی k از مجموعه $\{۰ \text{ تا } ۲^i - ۱\}$ انتخاب می‌شود.

بنابراین برای تصادم سوم، یا به عبارتی $i = ۳$، عدد تصادفی k از مجموعه $\{۰, ۱, ۲, ۳, ۴, ۵, ۶, ۷\}$ انتخاب می شود.

از آنجا که مطابق فرض سؤال، حداکثر مدت زمان تصادفی مدنظر است، بنابراین برای بیشترین تأخیر، k را برابر ۷ در نظر می‌گیریم.

در این صورت مطابق رابطه $T_{back\ off}$، حداکثر مدت زمان تصادفی برابر مقدار زیر خواهد شد:

$$T_{back\ off} = k \times T_F \rightarrow ۷ \times ۵۱/۲ = ۳۵۸/۴ \quad \text{میکروثانیه}$$

اترنت

در اوایل دهه ۱۹۷۰ یک استاندارد شبکه به نام اترنت (Ethernet) در شرکت Xerox ابداع شد. این شبکه بعدها در دهه ۱۹۸۰ به وسیله شرکت اینتل و DEC گسترش پیدا کرد و به نام DIX Ethernet معروف شد.

مؤسسه IEEE (مؤسسه جهانی مهندسین برق و کامپیوتر) در زمینه‌های برق و کامپیوتر اقدام به معرفی و تدوین استانداردهای مختلفی می‌کند تا در تمام جهان از این استانداردها استفاده شود و ناهمگونی و ناسازگاری بین تأسیسات مختلف در سطح جهان به وجود نیاید. این مؤسسه در زمینه شبکه‌های کامپیوتری اقدام به ارائه یک سری استاندارد به نام IEEE 802.X (X یک عدد است) کرده است و هر یک از این استانداردها به شکل جداگانه در یک کتاب منتشر شده‌اند.

این مؤسسه استانداردی به نام 802.3 را مبتنی بر DIX Ethernet ارائه نموده است. این استاندارد بسیار شبیه DIX است و دارای تفاوت های بسیار اندکی می‌باشد. استاندارد 802.3 بر مبنای دو نوع شبکه تعریف شده است:

khalilifar.ir

۱- شبکه‌های Base Band: سیگنال ارسالی توسط ایستگاه‌های این نوع شبکه مبتنی بر سیگنال‌های دیجیتال می‌باشد، به عنوان مثال در این شبکه‌ها از کدبندی منچستر استفاده می‌شود.
۲- شبکه‌های Bread Band: در این نوع شبکه از سیگنال‌های آنالوگ برای ارسال اطلاعات استفاده می‌شود، به عنوان مثال در این شبکه‌ها از کدبندی PSK و QAM استفاده می‌شود.
استاندارد 802.3 برای یک شبکه LAN با کابل هم محور بر پایه باس تعریف شده است که در آن انتقال اطلاعات به وسیله پروتکل CSMA/CD کنترل می‌شود. همان‌طور که اشاره شده در شبکه‌های Base Band از کدگذاری منچستر استفاده می‌شود. در این روش کدگذاری بروز برخورد و عدم ارسال به راحتی با کنترل سطح ولتاژ کانال (سطح سیگنال) قابل شناسایی می‌باشد.
فرستنده در استفاده از پروتکل CSMA/CD قبل از ارسال داده به راحتی با کنترل سطح ولتاژ کانال (سطح سیگنال) متوجه خالی یا اشغال بودن کانال می‌شود، در صورت اشغال بودن کانال صبر می‌کند، در صورت خالی بودن کانال، فرستنده اقدام به ارسال کرده و در حین عمل ارسال با کنترل سطح ولتاژ کانال، بروز برخورد را بررسی می‌کند و در صورت وقوع برخورد، به اندازه یک زمان تصادفی صبر می‌کند و دوباره اعمال بالا را تکرار می‌نماید.

☜ ***نکته:*** به وسیله کدگذاری منچستر، گیرنده و فرستنده همزمان می‌شوند. در واقع به همراه ارسال داده از طرف فرستنده پالس ساعت نیز ارسال می‌شود زیرا برای ارسال هر بیت، سیکل موج مربعی ارسال می‌شود.

☜ ***نکته:*** استاندارد 802.3 برای کار در سرعت ۱۰ مگابیت بر ثانیه و حداکثر فاصله ۲۵۰۰ متر طراحی شده است. حداکثر مجموع تأخیر ابتدا به انتها و انتها به ابتدا ($۲T_P$) در چنین شبکه‌ای برابر با ۵۱/۲ میکروثانیه می‌باشد که آن را به عنوان حداقل اندازه فریم در نظر می‌گیرند. مقدار زمان ذکر شده برابر با مدت زمان صرف شده برای انتقال ۶۴ بایت یا ۵۱۲ بیت می‌باشد.

☜ ***نکته:*** طول فریم مقصد حداقل ۶۴ بایت باید باشد. چرا؟
می‌دانیم در شبکه اترنت، حداکثر طول شبکه ۲۵۰۰ متر است که از ۵ قطعه ۵۰۰ متری تشکیل می‌شود که با ۴ تکرارکننده به هم متصل‌اند. تأخیر هر تکرارکننده را ۴μs را در نظر می‌گیریم.
نرخ انتقال ۱۰Mbps و سرعت انتشار را برابر سرعت نور فرض می‌کنیم که البته واقعی نیست.

$$\frac{L}{R} \geq RTT \Rightarrow \frac{L}{R} \geq ۲T_P + ۸T_{Repeater}$$

$$\frac{L}{R} \geq ۲\frac{D}{V} + ۸T_{Repeater} \Rightarrow \frac{L}{۱۰^۷} \geq \frac{۲۵۰۰}{۳\times۱۰^۸} + ۸\times۴\ \mu s$$

$$\frac{L}{۱۰^۷} \geq ۱۶/۷\ \mu s + ۸\times۴\ \mu s \Rightarrow \frac{L}{۱۰^۷} \geq ۴۹\ \mu s \Rightarrow L \geq ۴۹۰\ bit$$

$$L \simeq ۵۱۲ = \frac{۵۱۲}{۸} = ۶۴\ Byte$$

khalilifar.ir

توجه: استاندارد برای اطمینان بیشتر ۵۱۲ بیت معادل ۶۴ بایت را به عنوان حداقل تعداد بایت در یک فریم در نظر گرفته است.

فریم داده IEEE 802.3

شکل زیر نمایشی از ساختار فریم در پروتکل IEEE 802.3 می‌باشد، اعداد بالای هر فیلد نشان‌دهنده تعداد بایت مختص آن فیلد می‌باشد:

7	1	6	6	2	0-1500	0-46	4
Preamble (مقدمه)	SD (شروع فریم)	Destinection Address (آدرس مقصد)	Source Address (آدرس مبدأ)	Length (طول فریم)	Information (داده)	Pad	FCS or checksum

فریم داده در IEEE 802.3 با یک مقدمه هفت یا هشت بایتی از بایت‌هایی با مقدار یک و صفرهای متوالی مانند ۱۰۱۰۱۰۱۰ آغاز می‌شود، در واقع این فیلد همان فیلد synch می‌باشد که موج مربعی را برای همزمان‌سازی پالس ساعت فرستنده و گیرنده، برای گیرنده ارسال می‌کند. بعد از فیلد مقدمه، فیلد شروع داده یک بایتی به شکل ۱۰۱۰۱۰۱۱ قرار دارد که دو بیت یک متوالی نشان دهنده مرز شروع فریم می‌باشد.

فیلد آدرس مقصد، آدرس فیزیکی ایستگاه یا ایستگاه‌های گیرنده را در خود جای می‌دهد. بیت اول این فیلد تفاوت بین آدرس مقصد یکتا یعنی برای یک ایستگاه و یا آدرس مقصد گروهی از ایستگاه‌ها را مشخص می‌کند، در واقع این فیلد حداکثر 2^{46} آدرس را پشتیبانی می‌کند. فیلد آدرس مبدأ نیز آدرس فیزیکی ایستگاه مبدأ را در خود جای می‌دهد. که ایستگاه گیرنده در صورت قصد داشتن برای ارسال پاسخ (NACK یا ACK)، پاسخ خود را به این آدرس ارسال نماید.

فیلد طول، تعداد بایت‌های فیلد اطلاعات را نشان می‌دهد. بزرگترین فریم مجاز در IEEE 802.3 می‌تواند تا ۱۵۱۸ بایت باشد که ۱۸ بایت آن مربوط به فیلدهای کنترلی سرآیند به جز فیلدهای مقدمه و شروع (SD) می‌باشد. در واقع می‌توان گفت فریم 802.3 می‌تواند حداکثر ۱۵۰۰ بایت داده اصلی داشته باشد. حداقل اندازه فریم 802.3 می‌تواند ۶۴ بایت داده داشته باشد که ۱۸ بایت آن مربوط به سرآیند به جز فیلدهای مقدمه و SD می‌باشد، در واقع فیلد داده اصلی حداقل می‌تواند ۴۶ بایت داده اصلی داشته باشد. در صورتی که ایستگاه گیرنده فریمی دریافت کند که از ۱۵۱۸ بایت (۱۵۰۰ بایت داده + ۱۸ بایت سرآیند) بیشتر و یا از ۶۴ بایت (۴۶ بایت داده + ۱۸ بایت سرآیند) کمتر باشد، آن را به عنوان فریم خراب شده تلقی می‌کند و فریم را دور می‌ریزد. در صورتی که داده‌ای که فرستنده قصد ارسال آن را دارد از ۱۵۰۰ بایت بیشتر باشد آن را به اندازه‌های حداکثر ۱۵۰۰ بایتی تقسیم می‌کند و این مشکل حل می‌شود ولی اگر داده ارسالی کمتر از ۴۶ بایت باشد باید چه روشی در پیش گرفت؟ برای حل این مشکل از فیلد Pad استفاده می‌شود. فیلد Pad می‌تواند بین صفر تا ۴۶ بایت داده در خود جای دهد، در واقع زمانی که داده اصلی کمتر از ۴۶ بایت باشد فرستنده قبل از ارسال به اندازه حدفاصل بین اندازه داده اصلی تا ۴۶

khalilifar.ir

بایت را در فیلد Pad، بیت‌های صفر قرار می‌دهد و حداقل اندازه فریم را به ۶۴ بایت می‌رساند.
فیلد FCS نیز فیلد کنترل خطا می‌باشد که فرستنده بعد از استفاده از یکی از روش‌های کنترل خطا نتیجه را در این فیلد قرار می‌دهد تا گیرنده با دریافت فریم داده با بررسی این فیلد، فریم را برای احتمال بروز خطا کنترل نماید.

مثال: در صورتی که طول داده در فریم اترنت ۳۰ بایت باشد، طول فیلد PAD چقدر خواهد بود؟

۱) ۱۸ بایت ۲) ۱۶ بایت ۳) ۶۴ بایت ۴) ۳۰ بایت

پاسخ: گزینه (۲) صحیح است.

حداقل طول فریم اترنت ۶۴ بایت است، همچنین طول سرآیند در اترنت نیز ۱۸ بایت است، بنابراین ۱۶=۳۰-۱۸-۶۴ بایت طول فیلد PAD خواهد بود .

مثال: طول یک بسته IP برای ارسال بر روی اترنت، ۶۰ بایت (شامل کل سرآیندهای مربوط به بسته IP) است. چند بایت Padding باید به فریم اترنت اضافه کرد؟

۱) ۴ بایت ۲) ۱۴ بایت ۳) ۱۸ بایت ۴) صفر بایت

پاسخ: گزینه (۴) صحیح است.

طول فریم حداقل در اترنت ۶۴ بایت است (شامل همه چیز: هدر، آدرس‌های مبدأ و مقصد و ...) حالا ۶۰ بایت داده داریم (دقت کنید که اگرچه در صورت مسئله گفته شده ۶۰ بایت شامل تمام سرآیندهای بسته IP، اما این سرآیندها مربوط به IP هستند و وقتی که به فریم تبدیل می‌شوند، از نگاه لایه پیوند داده، داده اصلی محسوب می‌شوند و این لایه، سرآیندهای خودش را به فریم اضافه می‌کند)، پس اگر حداقل هدر (یعنی ۱۸ بایت) را هم اضافه کنیم، ۷۸ بایت می‌شود که از حداقل طول فریم اترنت (۶۴ بایت) بیشتر است. بنابراین نیازی به اضافه کردن Padding نیست.

اترنت سریع (Fast Ethernet)

در سال ۱۹۹۵ استاندارد IEEE 802.3u با هدف بالا بردن نرخ انتقال داده و بر پایه استاندارد IEEE 802.3 به وجود آمد. (حرف u معرف ultra است) در واقع استاندارد 802.3u فرم تکمیل‌یافته 802.3 می‌باشد که دقیقاً استانداردهای فرمت فریم واسط، بین این دو استاندارد هیچ تفاوتی ندارد. در استاندارد 802.3u نرخ انتقال به 100Mbps می‌رسد یعنی ۱۰ برابر 802.3 سرعت دارد.

برای اینکه بتوانید مکانیزم به وجود آمدن IEEE 802.3u را از IEEE 802.3 درک کنید باید خصوصیات پروتکل CSMA/CD را بیاد آورید. همان‌طور که قبلاً اشاره شد، کارایی پروتکل CSMA/CD به نسبت تأخیر انتشار رفت و برگشت ($2T_P$) و زمان انتقال فریم ($T_F = \frac{L}{R}$) حساس می‌باشد. برای اینکه بتوان عملکرد خوبی برای CSMA/CD به وجود آورد، باید شرط کشف تصادم یعنی $T_F \geq 2T_P$ برقرار باشد یعنی باید سعی شود که زمان انتقال یک فریم (T_F) با اندازه

khalilifar.ir

حداقل، برابر یا بزرگتر از تأخیر انتشار رفت و برگشت ($۲T_P$) باشد، یعنی بتوان قبل از اینکه انتقال فریم به طور کامل بر روی کانال اتمام یابد متوجه بروز تصادم شد، در واقع قبل از اینکه انتقال فریم بر روی کانال تمام شود. حال برای اینکه هم نرخ انتقال از ۱۰Mbps به ۱۰۰Mbps برسد و هم شرط کشف تصادم یعنی $T_F \geq ۲T_P$ برقرار بماند، باید یا حداقل اندازه فریم داده با ضریب ۱۰ به ۶۴۰ بایت افزایش یابد و یا حداکثر فاصله بین ایستگاه‌ها ۱۰ برابر کوچکتر شود، یعنی به ۲۵۰ متر کاهش یابد. که البته به علت اینکه اگر اندازه فریم‌ها افزایش یابد در صورت بروز برخورد مقدار داده بیشتری از دست می‌رود و کارایی پائین می‌آید. از روش کوچک کردن فاصله بین ایستگاه‌ها استفاده می‌شود.

اترنت گیگابیت (Gigabit Ethernet)

در سال ۱۹۹۸ استاندارد IEEE 802.3z Gigabit Ethernet توسط مؤسسه IEEE به جهان معرفی شد. از آنجا که متخصصین فکر می‌کردند کار ارتقاء اترنت به پایان رسیده است، آخرین حرف الفبای زبان انگلیسی را بر روی آن نهادند. این استاندارد نرخ انتقال اترنت سریع را به ۱۰ برابر یعنی ۱۰۰۰Mbps و یا 1Gbps افزایش داد. در واقع در این استاندارد تنها لایه فیزیکی جدید تعریف شده است و ساختار فریم و پروتکل مانند 802.3 می‌باشد.

افزایش نرخ انتقال به تنهایی در این استاندارد باعث بروز مشکل در عملکرد CSMA/CD یعنی نقض شرط کشف تصادم می‌شود. عملکرد CSMA/CD را به یاد آورید، اگر در این استاندارد سرعت انتقال داده یک گیگابیت بر ثانیه باشد، در این سرعت، فریمی با اندازه حداقل یعنی ۶۴ بایت با سرعتی انتقال می‌یابد که قبل از اینکه فرستنده بتواند وقوع یا عدم وقوع تصادم را حس کند، انتقال فریم بر روی کانال به پایان خواهد رسید، در واقع با این سرعت قابلیت اصلی CSMA/CD یعنی کشف تصادم در حین ارسال، کاملا منتفی می‌شود. برای اینکه هم نرخ انتقال از ۱۰۰Mbps به ۱۰۰۰Mbps برسد و هم شرط کشف تصادم یعنی $T_F \geq ۲T_P$ برقرار بماند، باید یا حداکثر فاصله بین ایستگاه‌ها ۱۰ برابر کوچکتر شود، یعنی به ۲۵ متر کاهش یابد، یا حداقل اندازه فریم داده با ضریب ۱۰ به ۶۴۰ بایت افزایش یابد، البته در واقعیت به طور دقیق‌تر به اندازه ۵۱۲ بایت افزایش کافی است که البته به علت اینکه اگر میزان فاصله به ۲۵ متر کاهش یابد، فاصله خیلی کوتاه می‌شود، از روش بزرگ کردن اندازه فریم استفاده می‌شود. بنابراین در اترنت گیگابیت، حداقل اندازه فریم‌های داده به ۵۱۲ بایت افزایش می‌یابد یعنی در صورتی که فریم داده کوچک باشد، باید مقدار زیادی داده افزونه (داده کنترلی) به فیلد Padding اضافه شود که البته باعث سربار داده می‌شود.

روش‌های توزیع شده

همان‌طور که در ابتدای فصل بیان شد، روش‌های مدیریت کانال پخش همگانی به دو روش کلی ایستا و پویا تقسیم می‌گردد. همچنین گفتیم روش پویا خود به دو روش رقابتی و نوبت‌بندی شده

khalilifar.ir

تقسیم می‌گردد. و این نیز بیان شد که روش نوبت‌بندی شده خود به دو روش متمرکز و توزیع‌شده تقسیم می‌گردد، که در ابتدای فصل روش متمرکز بررسی شد، در ادامه به بررسی روش توزیع‌شده و پروتکل‌های آن می‌پردازیم. در این بخش به بررسی استانداردهای IEEE 802.4 (توکن باس) و IEEE 802.5 (توکن رینگ) پرداخته می‌شود.

توکن باس IEEE 802.4 (Token Bus)

پروتکل توکن باس برای اولین بار در کارخانه جنرال موتور برای کنترل خط تولید اتومبیل طراحی و پیاده‌سازی شد و بعد از آن توسط IEEE به عنوان استاندارد IEEE 802.4 تدوین و معرفی گردید. مشخصات این استاندارد به شرح زیر می‌باشد:

توپولوژی : باس

کانال انتقال : کابل کواکسال ۷۵ اهمی

پروتکل : توکن باس (Token Bus)

نرخ انتقال داده : ۱۰Mbps

پروتکل Hub polling را بیاد آورید. در آن پروتکل ایستگاهی به عنوان ارباب انتخاب می‌شد و فریمی کنترلی به نام Polling (مجوز سرکشی) به وجود می‌آورد و آن را در اختیار ایستگاه‌های دیگر قرار می‌داد و هر ایستگاهی که مجوز سرکشی را در اختیار داشت می‌توانست در صورتی که داده‌ای برای ارسال داشته باشد اقدام به ارسال نماید.

در واقع توکن نیز یک فریم کنترلی کم حجم می‌باشد. در استانداردهای مبتنی بر توکن هر ایستگاهی که توکن را در اختیار بگیرد می‌تواند اقدام به ارسال داده کند ولی تفاوت استانداردهای مبتنی بر توکن با استانداردهای متمرکز (Hub polling, Roll call polling) در این است که در روش متمرکز، یک کانال انتقال داده و یک کانال مجزای دیگر نیز برای انتقال داده کنترلی مورد استفاده قرار می‌گیرد. به بیان دیگر کانال انتقال داده و داده کنترلی از هم جدا هستند ولی در روش توزیع شده، یک کانال واحد برای انتقال داده و داده کنترلی مورد استفاده قرار می‌گیرد. در ادامه مکانیزم کاری توکن باس توضیح داده می‌شود :

در ابتدای کار شبکه، تمام ایستگاه‌ها آدرس فیزیکی (MAC) خود را برای تمام ایستگاه‌های دیگر شبکه ارسال می‌کنند و براساس کوچک و بزرگتر بودن رقم آدرس فیزیکی ایستگاه‌های دیگر و آدرس خود، آدرس ایستگاه بعدی و قبلی خود را براساس ترتیب نزولی آدرس‌ها بدست می‌آورند. ایستگاهی که کوچکترین آدرس فیزیکی را دارد، بزرگترین آدرس فیزیکی را به عنوان آدرس قبلی و ایستگاهی که بزرگترین آدرس فیزیکی را دارد، کوچکترین آدرس فیزیکی را به عنوان آدرس بعدی خود در نظر می‌گیرد. در واقع با این فرآیند بین ایستگاه‌های شبکه یک حلقه مجازی با توجه به آدرس‌های فیزیکی به وجود می‌آید. باید توجه داشته باشید که ساختار حلقه به موقعیت مکانی ایستگاه‌ها مربوط نمی‌شود و تنها براساس آدرس فیزیکی آنها می‌باشد. بعد از انجام اعمال بالا

khalilifar.ir

ایستگاهی که بالاترین آدرس فیزیکی را دارد، فریم کنترلی توکن را تولید نموده و آن را در اختیار می‌گیرد و در صورتی که داده‌ای برای ارسال داشته باشد، باید در یک حداکثر زمانی خاص به نام زمان نگهداری توکن (THT یا Token Hold Time) داده‌های خود را ارسال نماید. در واقع هر ایستگاه می‌تواند توکن را به مدت THT در اختیار بگیرد و بعد از آن موظف است توکن را برای ایستگاه بعدی ارسال نماید، در این صورت چون دیگر توکن را در اختیار ندارد نمی‌تواند داده ارسال کند. اگر تمام داده‌های قابل ارسال ایستگاهی در مدت زمان THT ارسال نشد، باید صبر کند تا دوباره توکن را دریافت نماید و اقدام به ارسال مابقی داده‌ها بکند.

در این استاندارد هر ایستگاه داده‌های خود را در چند نوع اولویت طبقه‌بندی می‌کند و داده‌های خود را براساس اولویت بالاتر ارسال می‌نماید یعنی می‌تواند اکثریت زمان THT خود را به ارسال داده‌های با اولویت بالا اختصاص دهد و مابقی زمان خود را صرف ارسال داده‌های کم اولویت نماید. در واقع اولویت‌گذاری ارسال داده در هر ایستگاه در این استاندارد به شکل محلی و مختص داده‌های مربوط به ایستگاه در اختیار گیرنده توکن می‌باشد.

همان‌طور که می‌توان از توضیحات بالا نتیجه گرفت، در هنگامی که حلقه مجازی تشکیل شده، به این علت که در یک زمان فقط یک توکن در شبکه وجود دارد و فقط یک ایستگاه می‌تواند اقدام به ارسال کند، احتمال بروز پدیده برخورد وجود ندارد ولی زمانی که ایستگاه‌ها آدرس فیزیکی خود را برای یکدیگر ارسال می‌کنند و در حال انجام اقدامات اولیه برای تشکیل حلقه مجازی هستند، احتمال وقوع برخورد وجود دارد و دسترسی به کانال مانند 802.3 صورت می‌گیرد. در صورتی که ایستگاهی قصد خروج از حلقه مجازی را داشته باشد، پیغام‌های کنترلی بین ایستگاهی که قصد خروج دارد با ایستگاه‌های همسایه خود یعنی ایستگاه‌های قبلی و بعدی در حلقه مجازی مبادله می‌شود تا شبکه اصلاح گردد. این اعمال مانند فرآیند حذف یک گره از میان یک لیست پیوندی می‌باشد. در فواصل زمانی خاص نیز ایستگاهی که توکن را در اختیار دارد بررسی می‌کند که اگر ایستگاه جدیدی قصد پیوستن به حلقه مجازی را دارد، صبر می‌کند تا با تبادل پیغام‌های کنترلی این عمل نیز انجام شود، این اعمال مانند فرآیند اضافه کردن یک گره به یک لیست پیوندی می‌باشد.

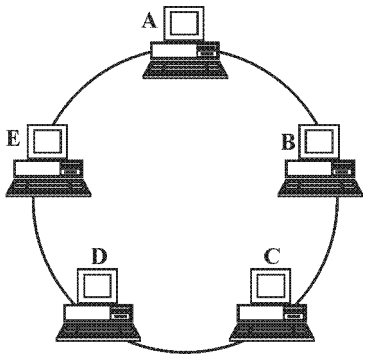
توکن رینگ IEEE 802.5 (Token Ring)

در دهه ۱۹۷۰ و دهه ۱۹۸۰ چندین نسخه از شبکه توکن رینگ در شرکت IBM ارائه شدند و بعدها توسط مؤسسه IEEE این پروتکل به نام استاندارد 802.5 تدوین و معرفی شد. در این استاندارد تصمیم گیری برای اینکه کدام ایستگاه اجازه ارسال داده دارد به شکل توزیع شده می‌باشد و مانند توکن باس ایستگاهی می‌تواند اقدام به ارسال نماید که توکن را در اختیار دارد. مشخصات این استاندارد به شرح زیر می‌باشد:

توپولوژی: در واقع تئوری این استاندارد با توپولوژی حلقه مطرح شد. با توجه به ماهیت

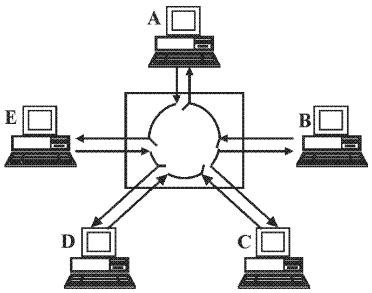
khalilifar.ir

توپولوژی حلقه که جریان در آن به صورت خودکار و یک طرفه وجود دارد و تمام ایستگاه‌ها می‌توانند داده روی کانال را دریافت نمایند و در واقع چون نوبت گردشی در آن به صورت یک خصوصیت ذاتی وجود دارد، این توپولوژی برای توکن رینگ ساده مناسب می‌باشد.
شکل زیر گویای مطلب است:



توکن رینگ ساده

ولی توپولوژی حلقه در توکن رینگ ساده مشکلاتی هم دارد، اگر در این توپولوژی یکی از ایستگاه‌ها از کار بیافتد جریان داده از این ایستگاه به بعد قطع خواهد شد و در واقع کل شبکه از کار خواهد افتاد. این مشکل با ترسیم ستاره‌ای از توپولوژی حلقه و ایجاد توکن رینگ ستاره‌ای حل می‌شود. شکل زیر گویای مطلب است:



حلقه توکن با قابلیت اطمینان بهبود یافته بوسیله‌ی استفاده از رله‌ها در همبندی ستاره

در واقع در ترسیم ستاره‌ای از توپولوژی حلقه، ایستگاه‌ها به شکل توپولوژی ستاره‌ای به یک مرکز سیم بندی متصل می‌شوند که در این مرکز به شکل توپولوژی حلقه به هم اتصال پیدا می‌کنند. تفاوت این نوع توپولوژی با توپولوژی حلقه در این است که اگر ایستگاهی به هر دلیل از شبکه خارج شود در مرکز سیم‌بندی با تنظیم رِله‌ها، بین ایستگاه قبلی و بعدی آن ارتباط برقرار می‌شود و در واقع حلقه ناقص نمی‌ماند. البته در صورتی که مرکز سیم بندی خراب شود کل شبکه از کار خواهد افتاد.

khalilifar.ir

☜ ***نکته:*** به مرکز سیم‌بندی، MAU (Multi station Access unit) نیز گفته می‌شود.

محیط انتقال: زوج سیم به هم تابیده (UTP Cat4)

پروتکل : توکن رینگ

نرخ ارسال داده : 4-16 Mbps

روش رمزگذاری : تفاضلی منچستر (در ادامه فصل توضیح داده می‌شود)

به طور کلی پروتکل توکن رینگ ساده و توکن رینگ ستاره‌ای به شرح زیر عمل می‌کند:

هر ایستگاه در صورتی که نیاز به ارسال داده داشته باشد منتظر می‌ماند تا توکن آزاد را دریافت نماید. وقتی توکن را دریافت کرد آن را از حلقه خارج می‌نماید، این کار نشان می‌دهد که ایستگاه قصد ارسال داده دارد. اکنون ایستگاه فرستنده (در اختیار گیرنده توکن) اقدام به ارسال فریم داده می‌کند. به علت اینکه در تمام حلقه فقط یک توکن وجود دارد و در حال حاضر در دست ایستگاه فرستنده است، امکان بروز برخورد به هیچ وجه وجود نخواهد داشت. فریم داده‌های ارسالی در جهت عبور داده‌ها در حلقه (در توپولوژی حلقه جهت عبور داده یکطرفه می‌باشد) حرکت می‌کند و ایستگاه بعدی این فریم داده را از کانال انتقال برمی‌دارد و آدرس خود را با آدرس فیزیکی مقصد فریم داده مقایسه می‌کند، اگر آدرس مقصد فریم با آدرس ایستگاه برابر باشد به این معنی است که داده به آن ایستگاه تعلق دارد واگرنه دوباره فریم داده را روی کانال قرار می‌دهد و برای ایستگاه بعدی ارسال می‌نماید. انجام این اعمال توسط هر ایستگاه باعث بروز تأخیر به اندازه مدت زمان عبور چند بیت از کانال خواهد شد یعنی با گذر فریم داده از هر ایستگاه ارسال فریم با چند بیت تأخیر انجام خواهد شد.

فرض کنید یک حلقه، M ایستگاه را شامل می‌شود و دریافت فریم داده و مقایسه آدرس و دوباره ارسال کردن آن توسط هر ایستگاه باعث b بیت تأخیر در ارسال خواهد شد، در نتیجه برای گذشتن یک فریم داده از ابتدای حلقه به انتهای حلقه (یک دور کامل) Mb بیت تأخیر بوجود خواهد آمد. در موازات Mb بیت تأخیر ذکر شده، اگر طول کانال D متر و سرعت انتشار کانال V متر بر ثانیه فرض شود آنگاه تأخیر انتشار کانال برابر با $\frac{D}{V}$ ثانیه خواهد بود. ایستگاه گیرنده بعد از دریافت فریم داده با تغییر در بیت کنترلی فریم دریافتی پاسخ مناسب (ACK یا NACK) را به وجود می‌آورد و دوباره فریم پیام تصدیق یا عدم تصدیق را روی کانال قرار می‌دهد تا بدست فرستنده برسد. هر ایستگاه بعد از پایان یافتن عمل ارسال داده خود، توکن را آزاد می‌کند و توکن در اختیار ایستگاه بعدی قرار می‌گیرد.

توجه: به طور کلی سه نوع فریم داده‌ای، فریم توکن و فریم تصدیق یا عدم تصدیق (ACK یا NACK) در توکن رینگ ساده و توکن رینگ ستاره‌ای وجود دارد.

نحوه محاسبه بهره‌وری در توکن رینگ ساده

فرض کنید، شبکه‌ای براساس توکن رینگ ساده وجود دارد، این شبکه شامل M ایستگاه است و

khalilifar.ir

عبور فریم داده از هر ایستگاه باعث به وجود آمدن b بیت تأخیر در حرکت رو به جلوی فریم داده می‌شود. در صورتی که طول هر فریم داده برابر با L، نرخ انتقال داده برابر با R، طـول کانـال برابـر با D و سرعت انتشار برابر با V باشد، بهره‌وری یا کارایی این شبکه از رابطه زیر محاسبه می‌گردد:

$$\text{بهره‌وری} = \frac{\text{مفید}}{\text{غیرمفید + مفید}} \Rightarrow U = \frac{T_F}{T_F + T_{Ring}}$$

T_F و T_{Ring} از روابط زیر بدست می‌آیند:

$$T_F = \frac{L}{R}$$

T_F، زمان انتقال فریم داده به داخل کانال انتقال است.
که L برابر اندازه فریم و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.

$$T_{Ring} = T_P + M \times T_{Process}$$

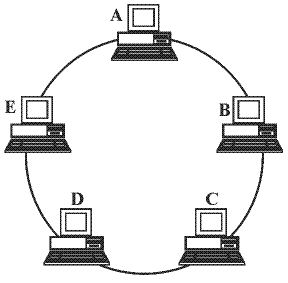
T_{Ring}، زمان تأخیر کل حلقه و M برابر تعداد ایستگاه‌ها می‌باشد.
T_P به عنوان زمان تأخیر انتشار کانال و $T_{Process}$ به عنوان زمان تأخیر پردازش هر ایستگاه از روابـط زیر بدست می‌آیند:

$$T_P = \frac{D}{V}$$

که D برابر طول کانال و V برابر سرعت انتشار کانال می‌باشد.

$$T_{Process} = \frac{b}{R}$$

که b برابر تعداد بیت محاسبات پردازش هر ایستگاه و R نرخ انتقال می‌باشد.
توجه: حداقل مقدار b، ۱ بیت می‌باشد، در صورتی که در صورت مسائل مقدار b بیان نشود، همان حداقل مقدار، یعنی ۱ بیت برای هر ایستگاه در نظر گرفته می‌شود.
زمان انتقال فریم یعنی T_F زمان مفید است و زمان تأخیر کل حلقه یعنی T_{Ring} زمان غیرمفید اسـت، شامل زمان‌های T_P حاصل از تأخیر انتشار و $M \times T_{Process}$ حاصل از تأخیرهای پردازش هر ایستگاه. اما چرا $2T_P$ نه و T_P در نظر گرفته شده است. مطابق شکل زیر فرض کنید ایستگاه A قصد ارسال فریم داده به ایستگاه D را دارد، چقدر طول می‌کشد تا فریم ACK یا NACK به ایستگاه A برسد؟



توکن رینگ ساده

khalilifar.ir

یک تأخیر انتشار از A تا D برای دریافت فریم داده توسط ایستگاه D و یک تأخیر انتشار در ادامه همان حلقه از D تا A برای دریافت فریم ACK یا NACK. که در مجموع می‌شود یک T_P و بعلاوه $T_{Process}$ها یعنی $M \times T_{Process}$ حاصل از تأخیرهای پردازش هر ایستگاه. بنابراین زمان‌های مفید و غیرمفید برای ارسال یک فریم در کانال مشخص است و می‌توان بهره‌وری کانال توکن رینگ ساده را محاسبه نمود. بنابراین مطابق رابطه بهره‌وری داریم:

$$U = \frac{T_F}{T_F + T_{Ring}}$$

مجدداً رابطه‌ی زیر را در نظر بگیرید:

$$T_{Ring} = T_P + M \times T_{Process}$$

و اگر T_{Ring}، به صورت زیر نشان داده شود:

$$T_{Ring} = \frac{L_{Ring}}{R}$$

بنابراین خواهیم داشت:

$$\frac{L_{Ring}}{R} = \frac{D}{V} + M \times \frac{b}{R}$$

که L_{Ring} برابر مقدار بیت در کانال انتقال است.

اگر طرفین رابطه فوق در R ضرب شود، رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$L_{Ring} = \frac{D \times R}{V} + Mb$$

مجدداً رابطه‌ی بهره‌وری در توکن رینگ ساده را در نظر بگیرید:

$$U = \frac{T_F}{T_F + T_{Ring}}$$

در صورتی که R در صورت و مخرج رابطه ضرب گردد، رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$U = \frac{T_F}{T_F + T_{Ring}} = \frac{\frac{L}{R}}{\frac{L}{R} + \frac{L_{Ring}}{R}} \xrightarrow{\times R} \frac{L}{L + L_{Ring}}$$

بنابراین برای محاسبه بهره‌وری در توکن رینگ ساده، از رابطه فوق نیز می‌توان استفاده نمود.

توجه: در توکن رینگ ساده، هر ایستگاه در مدت زمانی که توکن را در اختیار دارد می‌تواند، داده ارسال کند، بنابراین طول فریم داده (L) از رابطه زیر به دست می‌آید:

زمان	نرخ انتقال
۱s	R
T_{Token}	L

$$\rightarrow L = R \times T_{Token}$$

که T_{Token} برابر مدت زمانی است که فریم توکن در اختیار یک ایستگاه قرار می‌گیرد.

khalilifar.ir

مثال: در یک شبکه محلی Token Ring بر مبنای استاندارد IEEE 802.5، اگر نرخ ارسال $R = ۴\ Mbps$، تعداد ایستگاه‌ها $M = ۱۲۰$، طول حلقه $D = ۱۰۰۰m$ و سرعت انتشار $V = ۱۰^۹\ mps$ باشد، با فرض اینکه هر ایستگاه حداکثر می‌تواند به اندازه 1msec، فریم توکن را در اختیار داشته باشد، حداکثر راندمان چقدر است؟

۱) ٪۱۲ ۲) ٪۲۴ ۳) ٪۴۸ ۴) ٪۹۶

پاسخ: گزینه (۴) صحیح است.

در صورت سؤال گفته شده است که هر ایستگاه حداکثر می‌تواند 1ms فریم توکن را نگه دارد، در توکن رینگ می‌دانیم که هر ایستگاه در مدت زمانی که توکن را در اختیار دارد می‌تواند داده ارسال کند، بنابراین طول فریم از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_{Token} = ۱\ ms = ۱۰^{-۳}\ s$$

$$R = ۴\times۱۰^۶\ bps$$

نرخ انتقال زمان

$$\left.\begin{matrix} ۱s & ۴\times۱۰^۶ \\ ۱۰^{-۳} & L \end{matrix}\right\} \rightarrow L = ۴۰۰۰\ bit$$

پس طول فریم داده $L = ۴۰۰۰\ bit$ می‌باشد.

در متن درس توضیح داده شد که در بهترین حالت هر ایستگاه یک بیت تأخیر دارد، لذا $b = ۱$ است.

با توجه به مفروضات سؤال و رابطه بهره‌وری خواهیم داشت:

$$L_{Ring} = \frac{D\times R}{V} + Mb = \frac{۱۰^۳\times۴\times۱۰^۶}{۱۰^۹} + ۱۲۰ = ۱۲۴$$

$$U = \frac{L}{L + L_{Ring}} = \frac{۴۰۰۰}{۴۰۰۰+۱۲۴} = \frac{۴۰۰۰}{۴۱۲۴} = ۰/۹۶ = ۹۶\%$$

مثال: در یک شبکه محلی Token Ring، بر مبنای استاندارد IEEE 802.5 ، اگر نرخ ارسال $R = ۱\ Mbps$، تعداد ایستگاه‌ها $M = ۱۰۰$، طول حلقه $D = ۱۰۰\ km$ و سرعت انتشار $V = ۱۰^۸\ mps$ باشد، آن‌گاه چند بیت به طور کامل در حلقه می‌تواند وجود داشته باشد؟

۱) ۱۰۰ بیت ۲) ۱۰۰۰ بیت ۳) ۱۱۰۰ بیت ۴) ۹۰۰ بیت

پاسخ: گزینه (۳) صحیح است.

$$D = ۱۰۰\ km = ۱۰۰\times۱۰^۳ = ۱۰^۵ m\ ,\ R = ۱Mbps = ۱\times۱۰^۶\ Mbps\ ,\ V = ۱۰^۸\ mps\ ,\ M = ۱۰۰$$

مطابق رابطه زیر داریم:

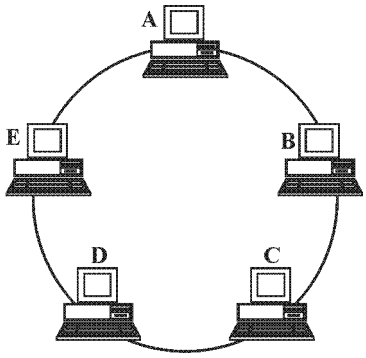
$$L_{Ring} = \frac{D\times R}{V} + Mb = \frac{۱۰^۵\times۱\times۱۰^۶}{۱۰^۸} + ۱۰۰\times۱ = ۱۰۰۰ + ۱۰۰ = ۱۱۰۰\ \text{بیت}$$

khalilifar.ir

توجه: حداقل مقدار b، ۱ بیت می‌باشد، در صورتی که در صورت سؤال، مقدار b بیان نشود، همان حداقل مقدار، یعنی ۱ بیت برای هر ایستگاه در نظر گرفته می‌شود.

تأثیر افزایش طول کانال و تعداد ایستگاه‌ها در توکن رینگ ساده

برای بررسی تأثیرات افزایش طول کانال و تعداد ایستگاه‌ها در توکن رینگ، شکل زیر را در نظر بگیرید:



توکن رینگ ساده

اگر به اندازه D' طول کانال افزایش یابد و چند ایستگاه جدید نیز اضافه گردد، آنگاه T''_{Ring} به عنوان تأخیر جدید کل حلقه، از رابطه‌ی زیر، محاسبه می‌گردد:

$$T''_{Ring} = T_{Ring} + T'_{Ring}$$

که T_{Ring}، تأخیر قدیم کل حلقه و T'_{Ring}، تأخیر پدیده لحظه‌ای حلقه، که ناشی از افزایش طول کانال و ایستگاه اضافه شده می‌باشد. نحوه محاسبه T'_{Ring} به صورت زیر است:

$$T'_{Ring} = T'_{P} + M' \times T'_{Process}$$

که M' برابر تعداد ایستگاه‌های اضافه شده است.

T'_{P} به عنوان زمان تأخیر انتشار لحظه‌ای، حاصل از افزایش طول کانال و $T'_{Process}$ به عنوان زمان تأخیر پردازش لحظه‌ای، حاصل از ایستگاه اضافه شده، از روابط زیر بدست می‌آیند:

$$T'_{P} = \frac{D'}{V}$$

که D' برابر طول کانال اضافه شده و V برابر سرعت انتشار کانال می‌باشد.

$$T'_{Process} = \frac{b}{R}$$

که b برابر تعداد بیت محاسبات پردازش ایستگاه اضافه شده است و R نرخ انتقال می‌باشد.

توجه: حداقل مقدار b، ۱ بیت می‌باشد، در صورتی که در صورت مسائل مقدار b بیان نشود، همان حداقل مقدار، یعنی ۱ بیت برای هر ایستگاه در نظر گرفته می‌شود.

khalilifar.ir

مجدداً رابطه‌ی زیر را در نظر بگیرید:

$$T'_{Ring} = T'_{P} + M' \times T'_{Process}$$

و اگر T'_{Ring}، به صورت زیر نشان داده شود:

$$T'_{Ring} = \frac{L'_{Ring}}{R}$$

بنابراین خواهیم داشت:

$$\frac{L'_{Ring}}{R} = \frac{D'}{V} + M' \times \frac{b}{R}$$

که L'_{Ring}، برابر تعداد بیت اضافه شده به کانال انتقال است.

اگر طرفین رابطه فوق در R ضرب شود، رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$L'_{Ring} = \frac{D' \times R}{V} + M'b$$

مثال: در یک شبکه محلی Token Ring، بر مبنای استاندارد IEEE 802.5، اگر نرخ ارسال $R = ۱$ Mbps، سرعت انتشار $V = ۱۰^۸$ mps باشد و هر ایستگاه یک بیت تأخیر ایجاد کند، با افزایش ۱km به طول این کانال و افزایش یک ایستگاه دیگر، چند بیت بیشتر می‌تواند در حلقه قرار بگیرد؟

۱) ۱۰ بیت ۲) ۱۱ بیت ۳) ۱۲ بیت ۴) ۹ بیت

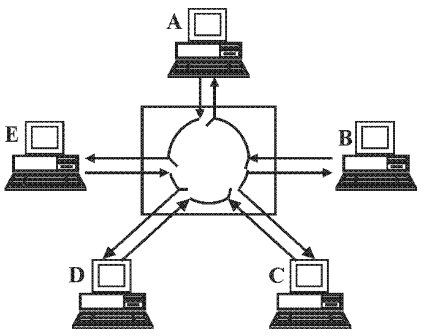
پاسخ: گزینه (۲) صحیح است.

$$R = ۱۰^۶ \text{ bps} , D' = ۱ \times ۱۰^۳ \text{m} , V = ۱۰^۸ \text{mps} , b = ۱$$

$$L'_{Ring} = \frac{D' \times R}{V} + M'b = \frac{۱ \times ۱۰^۳ \times ۱ \times ۱۰^۶}{۱۰^۸} + ۱ = ۱۰ + ۱ = ۱۱ \text{ بیت}$$

نحوه محاسبه بهره‌وری در توکن رینگ ستاره‌ای

کلیه تعاریف، توضیحات و خصوصیاتی که برای توکن رینگ ساده گفته شده، برای توکن رینگ ستاره‌ای نیز برقرار است. تنها تفاوت توکن رینگ ستاره‌ای و توکن رینگ ساده در نحوه محاسبه مقدار D، یا طول کانال انتقال است. شکل زیر را در نظر بگیرید:



حلقه توکن با قابلیت اطمینان بهبود یافته بوسیله‌ی استفاده از رله‌ها در همبندی ستاره

khalilifar.ir

مقدار D یا طول کانال انتقال در توکن رینگ ستاره‌ای، از رابطه‌ی زیر محاسبه می‌گردد:

$$D = ۲d \times M$$

که d برابر فاصله هر ایستگاه تا مرکز هم‌بندی (MAU) است و M برابر تعداد ایستگاه‌ها می‌باشد.

فریم توکن و فریم داده در توکن رینگ

همانطور که پیش‌تر از این نیز گفتیم، به طور کلی سه نوع فریم داده‌ای، فریم توکن و فریم تصدیق یا عدم تصدیق (NACK یا ACK) در توکن رینگ ساده و توکن رینگ ستاره‌ای وجود دارد.

ساختار فریم توکن به شکل زیر می‌باشد :

SD	AC	ED

فریم توکن دارای سه فیلد یک بایتی می‌باشد که فیلد اول (SD یا Starting Delimiter) مرز شروع توکن و فیلد آخر (ED یا Ending Delimiter) مرز پایان توکن را مشخص می‌کند، این مرز با سیگنال‌هایی که الگوی رمزگذاری تفاضلی منچستر را می‌شکند پُر می‌شوند، در واقع سیگنال‌های این دو فیلد اعداد صفر و یک معادل تفاضلی منچستر را نشان نمی‌دهند و احتمال اشتباه گرفتن مقدار فیلد AC با آنها وجود ندارد. سیگنال‌های معادل صفر و یک باینری در کدینگ تفاضلی منچستر با دو نیم سیکل معکوس هم، نشان داده می‌شوند (تفاوت آن با رمزگذاری منچستر در ادامه فصل بیان خواهد شد) در فیلدهای SD و ED از یک سیکل کامل برای هر سیگنال استفاده می‌شود که برای کدینگ تفاضلی منچستر نامعتبر می‌باشد.

فیلد دوم (AC یا Access Control) یک فیلد کنترلی با ساختار زیر است:

۳	۱	۱	۳
PPP	T	M	RRR

فیلد AC در فریم توکن و فریم داده استاندارد IEEE 802.5 مشترک می‌باشد. مقدار بیت T نشان‌دهنده تمایز این دو فریم است. اگر $T = ۰$ باشد نشان می‌دهد که فریمی که در اختیار ایستگاه قرار دارد فریم توکن می‌باشد و اگر $T = ۱$ باشد نشان می‌دهد فریم دریافتی داده است. هر ایستگاه با در اختیار گرفتن یک فریم، ابتدا بیت T از فیلد AC را بررسی می‌کند و اگر $T = ۱$ باشد اقدام به مقایسه آدرس خود با آدرس مقصد می‌نماید و اگر $T = ۰$ باشد، یعنی فریم توکن دریافت کرده و اجازه ارسال پیدا می‌کند.

ساختار فریم داده در 802.5 به شکل زیر می‌باشد:

SD	AC	FC	Destination Address	Source Address	Data	FCS (checksum)	ED	FS

فریم داده توکن رینگ مانند فریم توکن با فیلد SD شروع می‌شود و بعد از آن بلافاصله فیلد AC قرار دارد. همان‌طور که مطرح شد اگر در فیلد AC بیت T برابر با یک باشد نشان می‌دهد که فریم،

khalilifar.ir

یک فریم داده است. سه بیت اول فیلد AC برای کنترل هشت (۲۳) سطح اولویت برای مقادیر داده‌های ارسالی می‌باشد و سه بیت آخر برای رزرو اولویت ارسال توسط دیگر ایستگاه‌ها است (این دو مطلب در بخش مکانیزم اولویت‌گذاری توضیح داده خواهند شد) بیت M یا بیت مانیتور به وسیله یک ایستگاه مانیتورینگ مخصوص استفاده می‌شود که از گردش بی‌دلیل فریم‌های بدون سرپرست، جلوگیری می‌کند و آنها را از حلقه خارج می‌کند. منظور از فریم بی‌سرپرست، فریمی است که توسط ایستگاه فرستنده از کانال خارج نشده است در واقع فریمی که به مقصد نرسیده و هنوز در حال گردش بی‌دلیل است و فرستنده‌اش به هر دلیلی آن را از کانال خارج نکرده و یا فریمی که به دست گیرنده رسیده و با تغییر در بیت‌هایش (در ادامه توضیح داده خواهد شد) تبدیل به پاسخ و دوباره ارسال شده و بدست فرستنده نرسیده است را فریم بی‌سرپرست می‌نامند. نحوه کار ایستگاه مانیتورینگ به این شکل است که مقدار بیت M در ایستگاه‌های تولیدکننده فریم اعم از فریم داده یا فریم تصدیق یا عدم تصدیق ابتدا برابر صفر است و پس از عبور فریم‌های مطرح شده از ایستگاه مانیتورینگ مقدار بیت M از صفر به یک مقداردهی می‌شود، بنابراین ایستگاه مانیتورینگ در مواجه با فریم‌هایی که مقدار بیت M آن‌ها برابر یک است، عکس‌العمل نشان داده و آن‌ها را حذف می‌کند، زیرا برای بار دوم است که قصد عبور از ایستگاه مانیتورینگ را دارند. این فریم‌های حذف شده همان فریم‌های بی‌سرپرست هستند.

فیلد FC (Frame Control) نشان می‌دهد که یک فریم، فریم داده است و یا فریم تصدیق یا عدم تصدیق (NACK , ACK) است، شکل زیر ساختار فیلد FC را نمایش می‌دهد.

FF	z z z z z z

اگر فریم برای حمل داده باشد FF = ۰۱ خواهد بود و مقادیر بیت‌های z نامعتبر و غیرمهم تلقی می‌شوند ولی اگر FF = ۰۰ باشد نشان‌دهنده فریم تصدیق یا عدم تصدیق MAC (NACK , ACK) می‌باشد و مقادیر بیت‌های z نوع ACK یا NACK را مشخص می‌کند.

فیلد وضعیت فریم یا FS (Frame Status) حاوی بیت‌های A و C است، شکل زیر ساختار FS را نمایش می‌دهد:

A	C	XX	A	C	XX

همان‌طور که گفته شد گیرنده با دریافت فریم داده، مقدار بیت‌های کنترلی آن را به شکل مناسب مقداردهی می‌کند و به عنوان پاسخ ACK یا NACK برای فرستنده ارسال می‌نماید. اگر گیرنده متوجه شده باشد که فریم دریافتی متعلق به آن است در بیت A که در FS تکرار شده است مقدار یک قرار می‌دهد و اگر توانسته باشد داده‌ها را از فریم دریافتی کپی کند (در بافر خود قرار دهد) مقدار بیت C که در FC تکرار شده است را مقدار یک قرار می‌دهد. توجه داشته باشید این دو بیت قبل از ارسال توسط فرستنده مقدار صفر گرفته‌اند. فرستنده بعد از دریافت پاسخ ACK یا NACK این دوبیت را بررسی می‌کند و در صورت لزوم تصمیم به ارسال دوباره فریم داده می‌گیرد.

khalilifar.ir

توجه: FS یا Frame Status شامل بیت‌های دسترسی (A یا Access) و کپی (C یا Copy) است. مطابق جدول زیر سه حالت برای بیت‌های A و C وجود دارد:

A	C	توضیحات
۰	۰	در مقصد دسترسی به فریم صورت نگرفته است و به تبع اطلاعات در مقصد برداشته (کپی) هم نشده است (برای مثال، کامپیوتر گیرنده خاموش بوده است.)
۱	۰	در مقصد دسترسی به فریم صورت گرفته، اما اطلاعات در مقصد برداشته (کپی) نشده است. (برای مثال ممکن است بافرش پُر بوده باشد)
۱	۱	در مقصد هم دسترسی به فریم صورت گرفته و هم اطلاعات در مقصد برداشته (کپی) شده است.

توجه کنید که فیلد ED همان فیلد (Ending Delimiter) می‌باشد. مابقی فیلدهای فریم 802.5 مانند فیلدهای 802.3 می‌باشند که در اینجا از توضیح دوباره آنها خودداری می‌شود.

مکانیزم اولویت‌گذاری در توکن رینگ

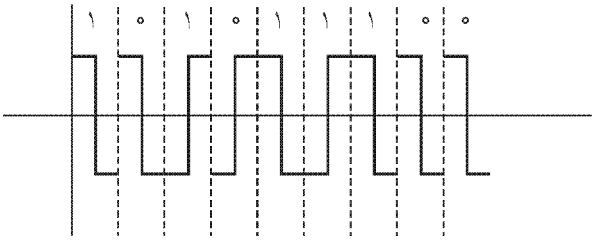
همان‌طور که قبلاً مطرح شده در فیلد AC از فریم توکن و فریم داده بیت‌های PPP برای اولویت‌گذاری ارسال و بیت‌های RRR برای رزرو اولویت بکار می‌روند. هر ایستگاهی که توکن را دریافت می نماید فیلد AC را بررسی می‌کند و در صورتی که اولویت توکن کمتر یا مساوی با اولویت داده ارسالی ایستگاه باشد، توکن را تملک کرده و اقدام به ارسال فریم داده می‌نماید. در فیلد AC از فریم داده مقدار بیت‌های RRR (رزرو) برابر با صفر و مقدار بیت‌های PPP (اولویت) با مقدار اولویت توکن مقداردهی می‌شود.

هر ایستگاه با دریافت فریم های داده عبوری، می‌تواند با قرار دادن اولویت خود در بیت‌های RRR توکن را برای گذر بعدی رزرو نماید، البته در صورتی این عمل ممکن است که قبلاً ایستگاه دیگری اولویت بالاتری در بیت‌های RRR قرار نداده باشد (توکن را با اولویت بالاتر رزرو نکرده باشد). ایستگاهی که توکن را در اختیار دارد بعد از پایان ارسال داده، خود مقدار بیت‌های رزرو فریم داده (RRR) را در بیت‌های اولویت توکن (PPP) قرار می‌دهد و توکن را روی کانال ارسال می‌کند. با توجه به توضیحات بالا متوجه می‌شوید که مکانیزم اولویت‌گذاری در توکن رینگ به شکل سراسری انجام می‌شود.

رمزگذاری منچستر تفاضلی

روش رمزگذاری منچستر تفاضلی مانند روش رمزگذاری منچستر برای نمایش یک بیت داده، یک سیگنال را به دو نیمه تقسیم می‌کند. که نیمه اول و نیمه دوم سیگنال معکوس یکدیگر هستند ولی تفاوت آنها در این است که سیگنال مشخصی برای نمایش صفر و یک وجود ندارد و گذر سیگنال‌ها نشان‌دهنده مقدار سیگنال می‌باشد. به شکل زیر توجه کنید:

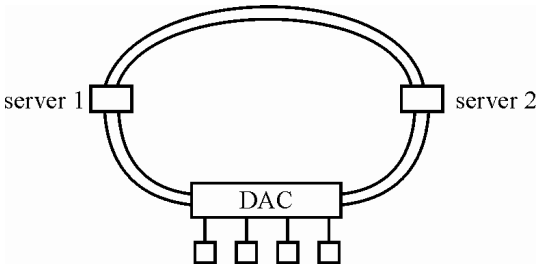
khalilifar.ir



با توجه به شکل بالا درمی‌یابیم که ارسال بیت صفر باعث شکست موج مربعی سیگنال می‌شود، در واقع سیگنال معادل بیت صفر بلافاصله در نقطه‌ای معکوس با نقطه اتمام سیگنال قبلی شروع می‌شود ولی موج‌های معادل بیت یک در ادامه موج مربعی گام برمی‌دارد.

واسطه داده توزیعی فیبر نوری یا FDDI (Fiber Distributed Data Interface)

قبل از اینکه Fast Ethernet به وجود آید پروتکل FDDI تنها پروتکلی بود که دارای سرعت انتقال ۱۰۰Mbps بود. توپولوژی آن حلقه و از کابل‌های فیبر نوری استفاده می‌کرد. این نوع شبکه هم از تکنولوژی توکن استفاده می‌کند ولی به جای یک حلقه از ۲ حلقه پشتیبانی می‌کند. نسخه دیگری از FDDI هم وجود دارد که در آن از سیم‌های مسی استفاده می‌شود و به CDDI معروف است ولی هرگز در سطح وسیع از آن استفاده نشد. از دلایل موفقیت FDDI استفاده از فیبر نوری است که می‌تواند فواصل دور را (حداکثر ۲۰۰km با سرعت ۱۰۰Mbps) به هم متصل کند و در برابر اختلالات الکترومغناطیسی مقاوم است. در FDDI کامپیوترها به شکل حلقه بهم متصل‌اند. همان‌طور که گفته شد در FDDI از ۲ حلقه استفاده می‌شود که تحمل خطا را بالا می‌برد. ترافیک شبکه در حلقه‌ها در خلاف جهت یکدیگر است. FDDI را می‌توان توسط توپولوژی ستاره و به کمک سخت‌افزاری به نام DAC پیاده‌سازی کرد. در FDDI از روش کدبندی 4B/5B استفاده می‌شود، یعنی به جای ارسال هشت بیت، ده بیت ارسال می‌شود و برای افزایش سرعت انتقال از Early token release استفاده می‌شود. از FDDI معمولاً به عنوان back bone به معنی ستون فقرات استفاده می‌شود زیرا می‌تواند شبکه‌های مختلف را با سرعت بالا به یکدیگر متصل کند.



شبکه FDDI

khalilifar.ir

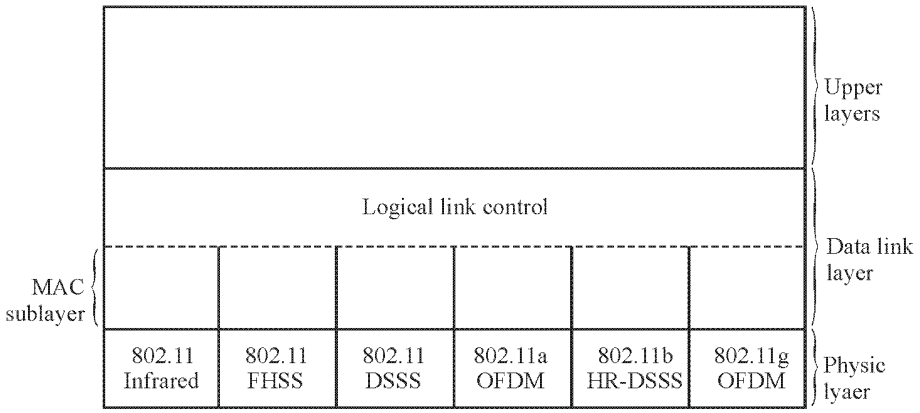
فریم داده در FDDI

۸ بایت	۱ بایت	۱ بایت	۶ بایت	۶ بایت		۴ بایت	۴ بیت	۱۲ بیت
Preamble	Start Delimiter	Access Control	Destination Address	Source address	Data	Frame-check sequence	End delimiter	Frame statuse

تمامی فیلدهای FDDI به جز فیلد Preamble، با فیلدهای توکن رینگ یکسان است. فیلد Preamble برای همزمان کردن پالس ساعت فرستنده و گیرنده استفاده می‌شود.

شبکه‌های بی‌سیم (Wireless)

شبکه‌های بی‌سیم در سال ۱۹۹۷ توسط IEEE با عنوان استاندارد 802.11 معرفی شد. در شبکه‌های بی‌سیم محیط انتقال هوا و از کانال به صورت Half duplex استفاده می‌شود. همچنین به دو روش دسترسی با Access point و دسترسی بدون Access point پیکربندی می‌شود. در روش اول یک دستگاه متمرکز به نام AP موجود است که تمامی کامپیوترها از طریق این دستگاه با یکدیگر ارتباط برقرار می‌کنند ولی در روش دوم هر کامپیوتر مستقیماً با کامپیوتر دیگر در ارتباط است. کاربرد عمده این روش در بردهای کوتاه است. پشته پروتکل 802.11 بسیار شبیه به پروتکل اترنت است و در شکل زیر نمایش داده شده است.



پشته پروتکل 802.11

در سال ۱۹۹۷، 802.11 توسط سه تکنولوژی در لایه فیزیکی پیاده سازی شد که عبارتند از امواج مادون قرمز FHSS و DSSS . در سال ۱۹۹۹ دو تکنولوژی دیگر در لایه فیزیکی ارائه شد که به OFDM (802.11a) و HR-DSSS (802.11b) معروف شدند و در سال ۲۰۰۱ تکنولوژی جدیدی تحت مدولاسیون OFDM ارائه شد که به 802.11g معروف شد. در ادامه به بررسی هر کدام از استانداردهای 802.11 می‌پردازیم:

khalilifar.ir

۱- امواج مادون قرمز (Infrared)

نرخ انتقال در این امواج ۲Mbps تا ۱ است. کاربرد این نوع امواج در کنترل‌های راه دور (تلویزیون، ویدئو و ...) زیاد است. این نوع امواج از اجسام سخت عبور نمی‌کنند.

۲- FHSS (Frequency Hopping Spread Spectrum)

در این روش از ۷۹ کانال استفاده شده که هر کدام دارای پهنای باند ۱MHZ و از پایین‌ترین فرکانس باند ISM (ISM باندی است که موسسه FCC، اجازه استفاده از آنرا بدون اخذ مجوز صادر کرده) یعنی ۲/۴۶HZ استفاده می‌کند.

برای شروع ارتباط، فرستنده و گیرنده باید همزمان شوند و این عمل توسط یک مولد اعداد تصادفی انجام می‌گیرد. به طوریکه هر دو ایستگاه از یک نقطه شروع می‌کنند که به آن seed گفته می‌شود. هر دو ایستگاه می‌توانند یک زمان مشخص که کمتر از ۴۰۰ms است را در یک کانال باقی بمانند و بعد از آن باید فرکانس خود را در یک کانال دیگر جابه‌جا کنند، به این مدت زمان مشخص Dwell time گفته می‌شود. از اشکالات این تکنولوژی پهنای باند کم ۱Mbps است.

۳- DSSS (Direct Sequence Spread Spectrum)

نرخ انتقال در این تکنیک ۲Mbps تا ۱ است. در DSSS از تکنیک Spread Spectrum استفاده می‌شود که از کل باند برای ارتباط ۲ ایستگاه استفاده می‌شود، تکنیک دیگری که در DSSS از آن استفاده می‌شود CDMA است که در این تکنیک از روش Coding برای جداسازی داده‌ها استفاده می‌شود.

۴- OFDM یا 802.11a (Ortogonal Frequency Division Multiplexing)

OFDM در واقع اولین شبکه بی‌سیم بود که با سرعت بالا یعنی فرکانس ۵HZ و نرخ انتقال ۵۴Mbps ارائه شد. در OFDM از ۵۲ کانال که از ۴۸ تای آن برای انتقال داده و از ۴ تای آن برای سنکرون‌سازی (همزمان کردن) استفاده می‌شود. در این روش از کدینگ مبتنی بر مدولاسیون تغییر فاز برای نرخ ارسال کمتر از ۱۸Mbps و از مدولاسیون QAM برای سرعت بالاتر استفاده می‌شود.

۵- HR-DSS یا 802.11b (High Rate DSSS)

در این روش از نرخ های انتقال Mbps ۱۱ و ۵/۵، ۲، ۱ استفاده می‌شود. برای سازگاری این روش با DSSS از مدولاسیون تغییر فاز استفاده شده است.

۶- OFDM جدید یا 802.11g

OFDM جدید نسخه پیشرفته 802.11b است که از باند ۲/۴GH و نرخ انتقال Mbps ۵۴ استفاده می‌کند.

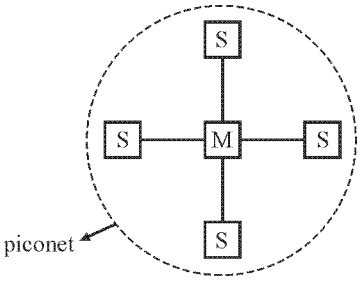
در آخر یادآوری می‌شود که شبکه‌های بی‌سیم از تکنولوژی CSMA/CA مبتنی بر MACA برای دسترسی به رسانه انتقال استفاده می‌کنند.

khalilifar.ir

(802.15) Bluetooth -

در سال ۱۹۹۸ شرکت اریکسون تصمیم گرفت گوشی‌هایی تولید کند که بتوانند به صورت بی‌سیم به دستگاه‌های دیگر متصل شوند. سپس با همکاری شرکت‌هایی چون نوکیا، آی بی ام، اینتل و توشیبا به این هدف نائل آمد و آن را به افتخار یکی از پادشاهان وایکینگ Bluetooth (دندان آبی) نامیدند. IEEE در سال ۲۰۰۲ استاندارد شبکه‌های شخصی PAN را با نام 802.15.1 ارائه کرد.

واحد اصلی در بلوتوث پیکونت (Piconet) است که بر مبنای Master/Slave طراحی شده است. پیکونت، از یک دستگاه به عنوان گره اصلی و حداکثر هفت دستگاه به عنوان پیرو یا برده تشکیل شده است. گره اصلی به عنوان ارسال‌کننده دستورات و برده‌ها به عنوان دریافت‌کننده و یا پاسخ‌دهنده عمل می‌کنند. علاوه بر هفت دستگاه پیرو می‌توان تا ۲۵۵ پیرو به پیکونت اضافه کرد. پیکونت مبتنی بر TDM است و گره اصلی مشخص می‌کند که کدام دستگاه در برش زمانی ارسال اطلاعات داشته باشد. در پیکونت هیچ دو پیرویی نمی‌توانند با هم ارتباط داشته باشند بلکه ارتباط بین گره اصلی و پیرو برقرار می‌شود. حداکثر فاصله مکانی در بلوتوث ۱۰ متر است که البته قابل افزایش است.



طراحی Piconet

شبکه تلفن (DSL,Leased Line, PSTN)

۱- شبکه‌های PSTN

در این شبکه‌ها رسانه انتقال خطوط تلفن هستند که حداکثر سرعت آن ۵۶kbps است. PSTN، خطوط انتقال سیگنال‌های آنالوگ است. پس به دلیل اینکه داده‌های دیجیتال باید به سیگنال آنالوگ تبدیل شوند در این نوع شبکه برای ارسال داده‌ها باید از مودم استفاده کرد. در مقابل PSTN، شبکه های ISDN را داریم که سرویس دیجیتال می‌دهد و احتیاجی به استفاده از مودم در کامپیوترها نیست ولی نیاز به تجهیزات ویژه‌ای دارد.

۲- Leased Line (خط اجاره‌ای)

Leased line در واقع یک خط اجاره‌ای از مخابرات است که به طور ثابت و با پهنای باند مشخص دو نقطه را به صورت دائم بهم وصل می‌کند و به صورت آنالوگ و دیجیتال استفاده می‌شود

khalilifar.ir

معمول‌ترین نوع اجاره‌ای T_1 است که با سرعت ۱/۵۴۴Mbps کار می‌کند و در اروپا به E1 معروف است و با سرعت ۲/۴۸ Mbps داده را انتقال می‌دهد.
خطوط اجاره‌ای به کانال‌هایی با پهنای باند ۶۴kbps تقسیم می‌شوند. برای مثال خط T_1 از ۲۴ کانال، T_2 از ۹۶ کانال و نرخ انتقال ۶/۳۱۲kbps، T_3 از ۶۷۲ کانال و نرخ انتقال ۴۴/۷۳۶Mbps استفاده می‌کنند. در خطوط اجاره‌ای علاوه بر سیم‌های مسی می‌توان از فیبر نوری هم استفاده کرد که به آن Optical Carrier می‌گویند. برای مثال OC1 با سرعت ۵۱/۸۴Mbps داده‌ها را منتقل می‌کند. برای اجاره خطوط باید با مخابرات قراردادی را منعقد کرد و خطی بین دو نقطه موردنظر که ممکن است دو شبکه محلی باشند کشیده شود، هزینه‌های خط شامل نصب و هزینه‌ی اجاره ماهانه است که هزینه‌ی زیادی در بر دارد.
کاربرد عمده‌ی خطوط اجاره‌ای، اتصال به اینترنت است.

۳- DSL (Digital Subcriber Line)

همان‌طور که می‌دانید خطوط تلفن برای انتقال صدای انسان که حداکثر می‌تواند تا ۴۰۰۰ Hz باشد ابداع شد. ولی زوج سیم‌هایی که در خطوط تلفن استفاده می‌شود پهنای باند بیشتری دارد که عملاً به هدر می‌رود. توسط تکنولوژی DSL می‌توان از پهنای باند زوج سیم‌ها به طور بهینه استفاده کرد.
DSL دارای یک مودم DSL است که یک طرف آن به پریز تلفن و طرف دیگر با کابل به کارت شبکه کامپیوتر کاربر وصل می‌شود و همچنین یک DSLAM که در ISP مورد استفاده قرار می‌گیرد.
DSL در انواع مختلف ارائه شده که به صورت XDSL معرفی می‌شوند و هر کدام دارای سرعت خاصی هستند و مسافت مشخصی را پشتیبانی می‌کنند (فاصله بین کاربر و ISP باید در محدوده تعیین شده باشد).
مهم‌ترین نوع DSL، ADSL یا DSL نامتقارن نام دارد. دلیل این نامگذاری تفاوت در نرخ انتقال و دریافت اطلاعات است، در این تکنولوژی سرعت ارسال ۸۰۰kbps و سرعت دریافت ۸Mbps است.
در نوع ADSL از مالتی پلکسینگ FDM استفاده شده است. توسط FDM پهنای باند به سه باند مختلف تقسیم می‌شود :
۱- باند POST (برای انتقال صوت)
۲- باند ارسال اطلاعات توسط کاربر
۳- باند دریافت اطلاعات از اینترنت
با توجه به این تقسیم‌بندی، همزمان هم می‌توان از تلفن استفاده کرد و هم از اینترنت.

khalilifar.ir

نوع خط	نرخ انتقال	تعداد کانال
E1	۲/۰۴۸ Mbps	۳۰
E2	۸/۴۴۸ Mbps	۱۲۰
E3	۳۴/۳۶۸ Mbps	۴۸۰
E4	۱۳۹/۲۶۴ Mbps	۱۹۲۰
E5	۵۶۵/۱۴۸ Mbps	۷۶۸۰
T1	۱/۵۴۴ Mbps	۲۴
T2	۶/۳۱۲ Mbps	۹۶
T3	۴۴/۷۳۶ Mbps	۶۷۲
T1 (سرویس DS1)	۱/۵۴۴ Mbps	۲۴
T1 (سرویس DS1C)	۳/۱۵۲ Mbps	۴۸
T2 (سرویس DS2)	۶/۳۱۲ Mbps	۹۶
T3 (سرویس DS3)	۴۴/۷۳۶ Mbps	۶۷۲
T4 (سرویس DS4)	۲۷۴/۱۷۶ Mbps	۴۰۳۲

خطوط اجاره‌ای T و E

نوع خط	نرخ انتقال
OC-1	۵۱/۸۴ Mbps
OC-3	۱۵۵/۵۲ Mbps
OC-9	۴۶۶/۵۶ Mbps
OC-12	۶۲۲/۰۸ Mbps
OC-18	۹۳۳/۱۲ Mbps
OC-24	۱۲۴۴/۱۶ Mbps
OC-36	۱۸۶۶/۲۴ Mbps
OC-48	۲۴۸۸/۳۲ Mbps
OC-192	۹۹۵۳/۲۸ Mbps

خطوط اجاره‌ای OC

khalilifar.ir

تست‌های فصل چهارم

۱- فرض کنید N ایستگاه دارای یک کانال مشترک با نرخ ۶۴ کیلوبیت بر ثانیه با روش کنترل دسترسی ALOHA هستند. اگر هر ایستگاه به طور متوسط نرخ ارسال ۴۶ بایت در ثانیه نیاز داشته باشد، حداکثر N چقدر می‌تواند باشد؟ (سراسری ۸۷)

۱) ۱۲۸ ۲) ۶۴ ۳) ۳۲ ۴) ۱۶

۲- فرض کنید یک شبکه Token Ring با توپولوژی فیزیکی ستاره با ۱۰۰۰ ایستگاه داریم که فاصله هر ایستگاه تا MAU (Multiple Access Unit) ۱۰۰ متر، نرخ ارسال ۴ مگابیت در ثانیه، اندازه فریم‌های داده ۱۰۰۰ بایت باشد. اگر فرض کنیم که سرعت انتشار امواج ۲×۱۰^{۸} متر بر ثانیه و تأخیر در هر ایستگاه ۴ بیت باشد. کارآیی این شبکه تقریباً برابر است با : (سراسری ۸۷)

۱) ٪۸۰ ۲) ٪۶۷ ۳) ٪۵۷ ۴) ٪۵۰

۳- چهار کامپیوتر A، B، C و D از طریق یک کابل کواکس به طول ۶۰۰m و به صورت باس و به ترتیب به یکدیگر متصل شده‌اند بطوری که فاصله A تا B، B تا C و C تا D یکسان است. کامپیوترها از پروتکل CSMA/CD استفاده می‌نمایند و سرعت انتشار سیگنال در کابل برابر با $۱۰^{۸}$mps است. اگر کامپیوتر B و D به ترتیب فریم‌های خود را در زمان‌های صفر و ۳ میکروثانیه ارسال نمایند آنگاه در چه زمانی برخورد در کانال رخ می‌دهد؟ (آزاد ۸۷)

۱) ۴ میکروثانیه ۲) ۳/۵ میکروثانیه ۳) ۰/۵ میکروثانیه ۴) ۴/۵ میکروثانیه

۴- کدام گزینه در مورد پروتکل‌های مدیریت در کانال مشترک درست نیست؟ (آزاد ۸۷)

۱) CSMA/CD به صورت تصادفی عمل می‌کند.
۲) Aloha به صورت توزیع شده عمل می‌کند.
۳) توکن رینگ به صورت توزیع شده عمل می‌کند.
۴) توکن باس به صورت توزیع شده عمل می‌کند.

۵- در استاندارد IEEE 802.5 (Token Ring)، ایستگاهی که در حالت ارسال است پس از دریافت فریم ارسالی خود مشاهده می‌کند که بیت‌های A و C در فیلد وضعیت فریم (FS) به ترتیب ۱ و ۰ می‌باشند. این وضعیت نشان‌دهنده آن است که: (سراسری ۸۶)

۱) ایستگاه گیرنده در شبکه وجود دارد و توانسته فریم را دریافت کند.
۲) ایستگاه گیرنده در شبکه وجود ندارد و نتوانسته فریم را دریافت کند.
۳) ایستگاه گیرنده در شبکه وجود دارد و بدلیل وجود خطا نتوانسته فریم را دریافت کند.
۴) ایستگاه گیرنده در شبکه وجود دارد و بدلیل نامشخص نتوانسته فریم را دریافت کند.

---

khalilifar.ir

۶- کدام گزینه در مورد استاندارد ۸۰۲/۱۱ (WLAN) درست است؟ (آزاد ۸۶)

۱) از کانال (فضای آزاد) به صورت Full duplex استفاده می‌شود.

۲) در پروتکل لایه پیوند داده نیاز به ارسال ACK نیست.

۳) در لایه پیوند داده از رمزگذاری و رمزگشایی استفاده می‌شود.

۴) در پروتکل لایه پیوند داده در هنگام ارسال فریم‌های کنترلی از برخورد اجتناب می‌شود.

۷- در توپولوژی باس با پروتکل CSMA/CD فرض کنید طول کانال ۲۵۰۰ متر و نرخ ارسال ۱۰۰ مگابیت در ثانیه باشد. در بدترین حالت، پس از شروع به ارسال یک فریم تا لحظه کشف تصادم، چند بیت داده خراب می‌شود (سرعت انتشار امواج در سیم ۲۰۰ هزار کیلومتر در ثانیه فرض شود.) (سراسری ۸۵)

۱) ۵۰۰۰ بیت ۲) ۲۵۰۰ بیت ۳) ۱۲۵۰ بیت ۴) ۵۰۰ بیت

۸- در کدام پروتکل با وجود ترافیک کم شبکه، فرستنده برای ارسال هر فریم داده حتماً دچار تأخیر می‌شود؟ (آزاد ۸۵)

۱) Pure Aloha ۲) CSMA ۳) CSMA/CD ۴) Token ring

۹- کدام‌یک از استانداردهای زیر در مورد پروتکل برای شبکه‌های محلی بی‌سیم است؟ (سراسری ۸۳)

۱) IEEE 802.11 ۲) IEEE 802.15 ۳) IEEE 802.3 ۴) IEEE 802.16

۱۰- در پروتکل دسترسی به رسانه CSMA/CD اگر طول کانال ۲۵۰۰ متر، سرعت انتشار 1×10^{8} متر در ثانیه و نرخ ارسال داده ۱۰۰ مگابیت در ثانیه باشد، حداقل اندازه فریم‌ها چقدر است؟ (سراسری ۸۳)

۱) ۳۲ بایت ۲) ۶۴ بایت ۳) ۲۵۶ بایت ۴) ۶۲۵ بایت

۱۱- کدام‌یک از گزینه‌های زیر از مشکلات کانال مشترک در شبکه‌های محلی نیست؟ (آزاد ۸۷)

۱) امنیت پایین ۲) نیاز به مسیریابی

۳) قابلیت اطمینان پایین ۴) مدیریت پیچیده

۱۲- کدام جمله در مورد پروتکل استاندارد IEEE 802.5 (توکن رینگ) درست است؟ (آزاد ۸۷)

۱) مکانیزم اولویت‌گذاری در آن به صورت محلی است.

۲) یک پروتکل غیرقابل پیش‌بینی است.

۳) در ترافیک کم، تأخیر در ارسال فریم داده وجود ندارد.

۴) در ترافیک بالا، کارایی کانال تقریباً ۱۰۰ درصد است.

---

khalilifar.ir

۱۳- ده هزار ایستگاه رزرو بلیط هواپیما، برای استفاده از یک کانال واحد، به روش Slotted Aloha با هم رقابت می‌کنند. هر ایستگاه به طور متوسط ۱۸ تقاضا در هر ساعت خواهد داشت. برش‌های زمانی (time slot) ۱۰۰ میکروثانیه‌ای هستند. گذردهی در این کانال برابر است با : (سراسری ۸۸)

۱) $\frac{۱}{۲۰۰}e^{\frac{-۱}{۲۰۰}}$ ۲) $\frac{۱}{۲۰}e^{\frac{-۱}{۲۰}}$ ۳) $\frac{۱}{۲۰۰}e^{\frac{-۱}{۱۰۰}}$ ۴) $\frac{۱}{۲۰}e^{\frac{-۱}{۱۰}}$

۱۴- در شبکه‌های Ethernet (استاندارد IEEE 802.3)، هر ایستگاه زمان backoff را از رابطه $k \times t_{min\,islot}$ محاسبه می‌کند. اگر ایستگاه A، k را از مجموعه $\{۰,۱,۲,۳\}$ انتخاب کند. چه تعداد تصادم توسط ایستگاه A تشخیص داده شده است؟ (سراسری ۸۸)

۱) ۱ ۲) ۲ ۳) ۳ ۴) ۴

۱۵- روش تصمیم‌گیری مدیریت کانال مشترک در پروتکل Slotted Aloha به کدام صورت است؟
(آزاد ۸۸ ـ مهندسی فناوری اطلاعات)

۱) متمرکز ۲) نقطه به نقطه ۳) تصادفی ۴) توزیع شده

۱۶- شبکه‌ای از پروتکل CSMA/CD استفاده می‌کند. در صورت برخورد فریم اطلاعاتی برای بار دهم و یازدهم به ترتیب فرستنده چه مدت زمانی بایستی صبر کند؟ (آزاد ۸۸ ـ مهندسی فناوری اطلاعات)

۱) عدد تصادفی مابین صفر تا ۱۰۲۳ و عدد تصادفی مابین صفر تا ۲۰۴۷
۲) عدد تصادفی مابین صفر تا ۵۱۲ و عدد تصادفی مابین صفر تا ۱۰۲۴
۳) عدد تصادفی مابین صفر تا ۱۰۲۳ و صرف‌نظر از ارسال فریم
۴) عدد تصادفی مابین صفر تا ۱۰۲۳ و عدد تصادفی مابین صفر تا ۱۰۲۳

۱۷- کدام گزینه در مورد استاندارد IEEE 802.3 درست نیست؟ (آزاد ۸۸ ـ مهندسی کامپیوتر)

۱) در ترافیک کم تأخیر ارسال فریم‌ها تقریباً صفر است.
۲) دارای مکانیزم اولویت‌گذاری سراسری نیست.
۳) در ترافیک زیاد کارایی کانال به شدت کاهش می‌یابد.
۴) این استاندارد به صورت قطعی است.

۱۸- پروتکل موجود در یک شبکه محلی توکن رینگ با نرخ ارسال ۸Mbps است اگر طول فریم توکن ۳ بایت و طول کانال ۲km و سرعت انتشار اطلاعات در کانال $۱۰^۶$ mps و زمان نگهداری توکن ۱ms باشد آنگاه طول بزرگ‌ترین فریمی که یک ایستگاه می‌تواند روی حلقه ارسال کند کدام است؟
(آزاد ۸۸ ـ مهندسی کامپیوتر)

۱) ۸۰۰۰ بایت ۲) ۱۰۰۰ بایت ۳) ۲۰۰۰ بایت ۴) ۴۰۰۰ بایت

---

khalilifar.ir

۱۹- ۳۰۰۰ ایستگاه برای تبادل داده‌ها از یک کانال مشترک با نرخ ارسال ۱۲ مگابیت در ثانیه به روش pure ALOHA استفاده می‌کنند. اگر طول بسته‌ها ۱۰۰ بایت باشد و هر ایستگاه ۵ بسته در ثانیه ارسال کند، حداکثر گذردهی در این پیوند چقدر است؟ (سراسری ۸۹)

۱) e^{-1} ۲) $0/5e^{-1}$ ۳) $0/5\,e^{-0/5}$ ۴) e^{-2}

۲۰- در کدام‌یک از پروتکل‌های زیر، کامپیوتر فرستنده بعد از وقوع برخورد، ارسال را متوقف می‌کند و یک مدت زمان تصادفی برای ارسال مجدد فریم صبر می‌کند؟ (آزاد ۸۹ ـ مهندسی کامپیوتر (گروه الف))

۱) CSMA/CA ۲) CSMA/CD ۳) CSMA ۴) Aloha

۲۱- اگر نرخ ارسال داده در ایستگاهی مبتنی بر توکن رینگ ۱۰۰kbps باشد. با افزودن یک ایستگاه و افزایش دو کیلومتر طول کانال چند بیت اضافه‌تر در حلقه می‌تواند قرار بگیرد؟ سرعت انتشار سیگنال را 2×10^{8} mps و متوسط اندازه فریم توکن را ۳ بایت در نظر بگیرید. (آزاد ۸۹ ـ مهندسی فناوری اطلاعات)

۱) ۱ ۲) ۳ ۳) ۴ ۴) ۲

۲۲- یک شبکه WLAN که از پروتکل CSMA/CA استفاده می‌کند مفروض است اگر چهار فرستنده بایستی هر کدام یک فریم داده ارسال نمایند آنگاه حداقل چند فریم کنترلی بایستی در کانال منتقل شود. فرض کنید کانال بدون خطا است. (آزاد ۸۹ ـ مهندسی فناوری اطلاعات)

۱) ۱۲ ۲) ۱۶ ۳) ۸ ۴) ۱۰

۲۳- فرض کنید در یک کانال ماهواره‌ای با نرخ ارسال ۶۴kbps از پروتکل ALOHA استفاده شده است. اگر اندازه فریم‌ها ۱۰۰۰ بیت باشد، حداکثر نرخ گذردهی (Throughput) این سیستم برحسب فریم در ثانیه تقریباً برابر است با : (سراسری ۹۰)

۱) ۸ فریم در ثانیه ۲) ۱۲ فریم در ثانیه ۳) ۱۰ فریم در ثانیه ۴) ۱۴ فریم در ثانیه

۲۴- یک شبکه WLAN با پنج ایستگاه که از پروتکل CSMA/CA استفاده می‌کند مفروض است. اگر سه ایستگاه بایستی هر کدام یک فریم داده ۲۰ بایتی را ارسال نمایند. پس از تکمیل عملیات ارسال و دریافت، آنگاه حداقل چند فریم کنترلی در کانال منتقل شده است؟ (آزاد ۹۰ ـ مهندسی فناوری اطلاعات)

۱) ۶ ۲) ۳ ۳) ۱۲ ۴) ۹

۲۵- فرض کنید که کل بار فریم‌های ارسال شده در سیستم slotted ALOHA برابر G باشد. در این صورت چه درصدی از slotهای زمانی در این سیستم خالی است؟ (سراسری ۹۱)

۱) $\frac{1}{e^{2G}}$ ۲) $\frac{1}{e^{G}}$ ۳) $1-\frac{1}{e^{G}}$ ۴) $1-\frac{1}{e^{2G}}$

---

khalilifar.ir

۲۶- اگر از روش سرکشی (Polling) برای به اشتراک گذاری پیوندی با سرعت ۱ مگابیت بر ثانیه بین ۱۰۰ ایستگاه استفاده شده باشد. با فرض اینکه به طور متوسط در هر دور سرکشی ۴۰ درصد ایستگاه‌ها فعال هستند و زمان سرکشی هر ایستگاه ۱۰ درصد زمان ارسال یک فریم است. متوسط ظرفیت ارسال هر ایستگاه بر حسب کیلو بیت بر ثانیه چقدر است؟ (سراسری ۹۲)

۱) ۸ ۲) ۲۲/۵ ۳) ۹ ۴) ۲۵

۲۷- هشت ایستگاه از طریق دو باس سیمی مختلف به هم متصل شده‌اند. فرض کنید که زمان ارسال هر فریم یک ثانیه طول می کشد و زمان نیز به اسلات‌های زمانی یک ثانیه‌ای تقسیم شده است. زمانیکه یک ایستگاه فریمی برای ارسال دارد به طور تصادفی و با احتمال مساوی یکی از باس‌ها را انتخاب کرده و در زمان شروع اسلات بعدی با احتمال p ارسال می کند. مقدار p برای حداکثر شدن نرخ ارسال موفقیت‌آمیز چقدر است؟ (سراسری ۹۳)

۱) $\frac{۱}{۲}$ ۲) $\frac{۱}{۸}$ ۳) $\frac{۱}{۴}$ ۴) $\frac{۱}{۱۶}$

۲۸- یک شبکه محلی بی‌سیم برای تبادل داده بین M ایستگاه از یک کانال با نرخ ارسال ۲۵ Mbps با مکانیزم سرکشی (polling) متمرکز با یک ایستگاه پایه (مرکزی) استفاده می‌کند. فرض کنید هر ایستگاه ۱۰۰۰ متر از ایستگاه پایه فاصله دارد، سرعت انتشار امواج ۲×۱۰^{۸} mps، اندازه فریم سرکشی ۵۰۰ بیت و اندازه فریم داده ۱۲۵۰ بایت است و هر ایستگاه اتمام ارسال داده خود را با یک فریم ۵۰۰ بیتی به ایستگاه پایه اعلام می کند. اگر هر ایستگاه فقط مجاز باشد یک فریم داده به ازای هر سرکشی ارسال کند حداکثر بهره‌وری این کانال چند درصد است؟ (سراسری ۹۳)

۱) ۸۹ ۲) ۹۱ ۳) ۹۳ ۴) ۹۵

۲۹- کدام یک از گزینه‌های زیر در مورد مکانیزم‌های کنترل دسترسی به رسانه (MAC) نادرست است؟ (سراسری ۹۳)

۱) در بار ترافیکی زیاد، مکانیزم‌های مبتنی بر زمانبندی نرخ گذردهی بیشتری نسبت به مکانیزم‌های رقابتی دارند.

۲) پیچیدگی پیاده‌سازی مکانیزم‌های رقابتی کمتر از مکانیزم‌های مبتنی بر زمانبندی است.

۳) در بار ترافیکی کم، مکانیزم‌های رقابتی تأخیر کمتری نسبت به مکانیزم‌های مبتنی بر زمانبندی دارند.

۴) سربار پروتکلی مکانیزم‌های مبتنی بر زمانبندی کمتر از مکانیزم‌های رقابتی است.

۳۰- یک شبکه محلی با روش دسترسی به رسانه CSMA/CD را در نظر بگیرید. اگر طول شبکه یک کیلومتر، نرخ ارسال ۱۰۰ مگابیت بر ثانیه، سرعت انتشار ۲۰۰ متر بر میکروثانیه، و سربار هر فریم ۲۵ بایت باشد، حداقل طول فیلد داده باید چند بایت باشد؟ (سراسری ۹۴)

۱) ۵۰ ۲) ۱۰۰ ۳) ۲۲۵ ۴) ۴۵۰

khalilifar.ir

۳۱- ۱۰۰۰ ایستگاه برای ارسال اطلاعات خود از یک کانال مشترک با روش دسترسی Slotted ALOHA استفاده می‌کنند. اگر هر ایستگاه به طور متوسط ۱۸ ارسال در یک ساعت داشته و اندازه هر برش زمانی (time slot) ۱۰۰ میکروثانیه باشد، بار کانال برحسب تعداد ارسال در هر برش زمانی برابر است با: (سراسری ۹۵)

۱) ۰/۰۰۵ ۲) ۰/۰۱۰ ۳) ۰/۰۱۵ ۴) ۰/۰۲۰

۳۲- شبکه‌ای را که در آن امکان برخورد (collision) بسته‌ها وجود دارد و پروتکل CSMA/CD فعال است را در نظر بگیرید. در این شبکه زمان انتشار (propagation) بین نود A و نود B یک میلی ثانیه (msec) است. در لحظهٔ $t = 0$ نود A بسته‌ای را با نرخ ۴ مگابیت بر ثانیه ارسال می‌کند و در لحظهٔ $t = 0/8 msec$ نود B بسته‌ای را با نرخ ۴ مگابیت بر ثانیه ارسال می‌کند. به ترتیب از راست به چپ حداقل اندازهٔ بستهٔ A چند بایت باشد که A متوجه برخورد شود و حداقل اندازهٔ بستهٔ B چند بایت باشد که B متوجه برخورد شود؟ (مهندسی کامپیوتر – ۹۷)

۱) ۱۰۰۰–۱۰۰۰ ۲) ۶۰۰–۱۴۰۰ ۳) ۱۰۰–۹۰۰ ۴) ۶۴–۶۴

۳۳- کدام مورد از مشخصات پروتکل‌های تخصیص ثابت کانال مانند TDMA یا FDMA نیست؟ (مهندسی IT – ۹۸)

۱) تاخیر پایین
۲) نرخ ثابت اختصاصی به هر نود
۳) نیاز به تصمیم‌گیری مرکزی
۴) امکان رسیدن به ماکزیمم گذردهی

۳۴- محیط بی‌سیم با سرعت Mbps ۱۰۰ را در نظر بگیرید. گذردهی پروتکل Slotted Aloha با صد نود (n=۱۰۰) در این محیط برابر Mbps ۲۰ است. نسبت تعداد ارسال‌های موفق به کل تعداد ارسال‌های هر نود کدام است؟ (مهندسی IT – ۹۸)

۱) ۰/۰۵ ۲) ۰/۰۸ ۳) ۰/۱ ۴) ۰/۲

۳۵- متوسط گذردهی سیستم slotted aloha با N نود وقتی N عدد بسیار بزرگی است برابر e^{-1} بسته در بازه زمانی است. اگر نیمی از نودهای فعال حذف شوند درحالی که احتمال ارسال بسته در نودهای باقی‌مانده تغییر نکند، گذردهی سیستم (throughput) جدید کدام است؟ (مهندسی IT – ۹۸)

۱) $e^{-\frac{1}{2}}$ ۲) $\frac{1}{2}e^{-1}$ ۳) $\frac{1}{2}e^{-\frac{1}{2}}$ ۴) $2e^{-2}$

---

khalilifar.ir

پاسخ تست‌های فصل چهارم

۱- گزینه (۳) صحیح است.

حداکثر کارایی در روش Aloha (PAloha)، ۰/۱۸۴ می‌باشد. یعنی مجموع پهنای باندی (نرخ بیتی) که تمام ایستگاه‌ها با هم می‌توانند از ظرفیت کل کانال استفاده کنند، برابر با ۰/۱۸۴ از کل پهنای باند کانال می‌باشد. بنابراین:

$$R_{ch} \times ۰/۱۸۴ = N \times R_{st} \quad \Rightarrow$$

پهنای باند مصرفی هر ایستگاه × تعداد ایستگاه = ۰/۱۸۴ × پهنای باند کانال

$$۶۴ \times ۱۰^{۳} \times ۰/۱۸۴ = N \times ۴۶ \times ۸$$

$$N = \frac{۶۴ \times ۱۰^{۳} \times ۰/۱۸۴}{۴۶ \times ۸} = ۳۲$$

۲- گزینه (۲) صحیح است.

با توجه به متن سؤال، این شبکه توکن رینگ از MAU استفاده می‌کند، هر داده‌ای که در MAU بین ایستگاه‌ها جابه‌جا می‌شود باید از کانال اتصال بین یک ایستگاه و MAU، به دست ایستگاه برسد و در صورتی که داده مذکور متعلق به آن ایستگاه نبود، دوباره از همان کانال به MAU بازگردد، بنابراین از آنجا که فاصله بین هر ایستگاه و MAU، ۱۰۰ متر ذکر شده است پس فاصله واقعی را ۲×۱۰۰=۲۰۰ در نظر می‌گیریم.

$$M = ۱۰۰۰$$

$$D = ۲d \times M = (۲ \times ۱۰۰) \times ۱۰۰۰ = ۲ \times ۱۰^{۵}$$

$$R = ۴Mbps$$

$$L = ۱۰۰۰ \text{ byte}$$

$$V = ۲ \times ۱۰^{۸}$$

$$T_{Process} = \frac{b}{R} = \frac{۴}{۴ \times ۱۰^{۶}} = ۱۰^{-۶} s$$

یادآوری: با توجه به ماهیت حلقه، در روش توکن رینگ برای اینکه داده‌ای دوباره به دست ایستگاه فرستنده خود برسد، نیازی به رفت و برگشت در کانال نمی‌باشد، بنابراین تأخیر انتشار در توکن رینگ نباید به شکل $۲T_{prop}$ در نظر گرفته شود.

$$T_P = \frac{D}{V} = \frac{۲ \times ۱۰^{۵}}{۲ \times ۱۰^{۸}} = ۱۰^{-۳} s$$

$$T_{Ring} = T_P + M \times T_{Process} = ۱۰^{-۳} + ۱۰۰۰ \times ۱۰^{-۶} = ۲ \times ۱۰^{-۳} s$$

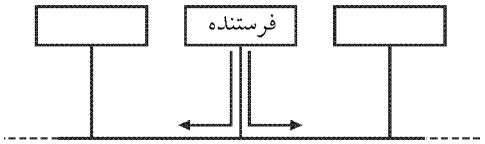
khalilifar.ir

$$T_F = \frac{L}{R} = \frac{۱۰۰۰ \times ۸}{۴ \times ۱۰^۶} = ۲ \times ۱۰^{-۳} s$$

$$U = \frac{T_F}{T_F + T_{Ring}} = \frac{۲ \times ۱۰^{-۳}}{۲ \times ۱۰^{-۳} + ۲ \times ۱۰^{-۳}} = ۰/۵$$

۳- گزینه (۲) صحیح است.

همان‌طور که از متن سؤال مشخص است ایستگاه‌های D,C,B,A توسط سه کانال به طول ۲۰۰ متر با هم ارتباط دارند. در واقع فاصله B تا D، ۴۰۰ متر است. برای بدست آوردن زمان تصادم باید بررسی کرد که در زمان ارسال دومین ایستگاه، فریم داده ارسالی اولین ایستگاه چه مسافتی را طی کرده است و یا به عبارتی دیگر با ایستگاه فرستنده دوم چه فاصله ای دارد. همان‌طور که در متن سؤال مطرح شد، از توپولوژی باس برای این شبکه استفاده می‌شود و برطبق توپولوژی باس، هر کامپیوتر داده‌های ارسالی خود را در دو جهت کانال یعنی به سمت ایستگاه بعدی و هم به سمت ایستگاه قبلی ارسال می‌کند، در صورتیکه دو فریم داده در خلاف جهت یکدیگر و با یک سرعت حرکت کنند، بعد از گذراندن نیمی از مسیر به یکدیگر می‌رسند. بنابراین می‌توان اینگونه بیان کرد که بعد از گذراندن نیمی از مسیر توسط فریم‌های داده برخورد رخ می‌دهد پس باید فاصله بین دو ایستگاه فرستنده دو فریم مذکور را به دو تقسیم نمود.



فریم داده ارسالی توسط ایستگاه B تا زمانی که ایستگاه D ارسال را آغاز کند یعنی زمان ۳ میکروثانیه، مسافت زیر را طی می‌کند:

$\Delta x = V \times \Delta t \rightarrow$ مسافت طی شده = سرعت انتشار × زمان $= ۱۰^۸ \text{ mps} \times ۳ \times ۱۰^{-۶} = ۳۰۰ \text{m}$

در زمان ۳ میکروثانیه ایستگاه D نیز اقدام به ارسال می‌کند و فریم‌های ارسالی D,B به سمت یکدیگر حرکت می‌کنند، فاصله فریم ارسالی B با فریم ارسالی D در زمان ۳ میکروثانیه (زمان تولید فریم داده D) برابر با ۱۰۰m (۳۰۰–۴۰۰) می‌باشد، بنابراین:

$$t_{collision} = ۳\mu s + \frac{۵۰}{۱۰^۸} = ۳/۵\mu s$$

۴- گزینه (۲) صحیح است.

پروتکل Aloha به صورت تصادفی عمل می‌کند.

۵- گزینه (۴) صحیح است.

در گزینه سوم در مقصد دسترسی به فریم صورت گرفته است، همچنین برای بررسی خطای فریم

khalilifar.ir

ابتدا باید فریم در بافر کپی شود، سپس خطایابی انجام شود.

۶- گزینه (۱) صحیح است.

به علت ارتباط Full-Duplex، فریم ACK یا NACK ارسال می‌شود، بنابراین گزینه اول درست و گزینه دوم نادرست است. رمزگذاری و رمزگشایی از وظایف لایه کاربرد است، بنابراین گزینه سوم نادرست است. احتمال بروز تصادم در شبکه بی‌سیم میان فریم‌های کنترلی وجود دارد. بنابراین گزینه چهارم نیز نادرست است.

۷- گزینه (۲) صحیح است.

ابتدا زمان انتشار را به وسیله رابطه زیر بدست می‌آوریم:

$$T_P = \frac{D}{V} = \frac{۲۵۰۰\ m}{۲۰۰\times۱۰^۶\ mps} = ۱۲/۵\ \mu s$$

زمان تشخیص تصادم در CSMA/CD برابر با $۲T_P$ می‌باشد.

$$T_{collision} = ۲T_P = ۲۵\ \mu s$$

تعداد بیت‌های ارسال شده تا زمانی که نتیجه وقوع برخورد به دست فرستنده برسد یعنی تعداد بیتی که در مدت $۲T_P$ ارسال می‌شود از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$L = T_{collision} \times R = ۲۵\times۱۰^{-۶} \times ۱۰۰\times۱۰^۶ = ۲۵۰۰\ bit$$

به بیان دیگر داریم:

زمان	نرخ ارسال
۱s	۱۰۰×۱۰^۶ bit
۲۵×۱۰^{-۶}	x

$$\Rightarrow\ x = ۲۵\times۱۰^{-۶} \times ۱۰۰\times۱۰^۶ = ۲۵۰۰\ bit$$

در یک بیان دیگر داریم:

مطابق قوانین پروتکل CSMA/CD، شرط کشف تصادم، مطابق رابطه زیر است:

$$T_F \geq ۲T_P$$

بنابراین مطابق این رابطه، می‌توان حداقل اندازه فریم (L) را برای برقرای شرط کشف تصادم محاسبه نمود:

$$\frac{L}{R} = \frac{۲D}{V} \rightarrow L = \frac{۲D\times R}{V} = \frac{۲\times۲۵۰۰\times۱۰۰\times۱۰^۶}{۲۰۰\times۱۰^۶} = ۲۵۰۰\ bit$$

۸- گزینه (۴) صحیح است.

در پروتکل توکن رینگ، ایستگاه فرستنده باید منتظر دریافت و تملک فریم توکن در حال چرخش باشد تا اطلاعات را ارسال کند. اما در سه پروتکل دیگر ایستگاه فرستنده بدون بررسی کانال و یا با بررسی کانال و در صورت خالی بودن آن همان لحظه ارسال می‌کند. به بیان دیگر در پروتکل‌های

khalilifar.ir

گزینه‌های اول تا سوم، در ترافیک کم، معطلی وجود ندارد. در P-Aloha هم که چه ترافیک کم باشد و چه زیاد باشد، فرقی به حالش ندارد، اصلاً معطلی ندارد و به محض تصمیم به ارسال داده، هر ایستگاه مستقل از شرایط ایستگاه‌های دیگر، اقدام به ارسال داده می‌کند.

۹- گزینه (۱) صحیح است.

استاندارد 802.11 مربوط به شبکه‌های محلی بی‌سیم (WLAN) با نام wifi است.
استاندارد 802.16 مربوط به شبکه‌های شهری بی‌سیم (WMAN) با نام wimax است.
استاندارد 802.15 مربوط به شبکه‌های شخصی بی‌سیم (WPAN) مثل بلوتوث است.
استاندارد 802.3 مربوط به شبکه‌های محلی باسیم با نام اترنت است.

۱۰- گزینه (۴) صحیح است.

داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$$D = ۲۵۰۰\ m\ ,\ V = ۱\times۱۰^{۸}\ mps\ ,\ R = ۱۰۰\ Mbps = ۱۰^{۸}\ bps$$

$$T_P = \frac{D}{V} = \frac{۲۵۰۰}{۱\times۱۰^{۸}} = ۲۵\times۱۰^{-۶}\ s \Rightarrow RTT = ۲T_P = ۵۰\times۱۰^{-۶}$$

مطابق رابطه شرط کشف تصادم در پروتکل CSMA/CD داریم:

$$T_F \geq ۲T_P$$

$$\frac{L}{R} \geq ۲\frac{D}{V} \Rightarrow \frac{L_{min}}{R} = ۲\frac{D}{V} = RTT = ۵۰\times۱۰^{-۶}$$

$$\Rightarrow L_{min} = ۵۰\times۱۰^{-۶}\times۱۰^{۸} = ۵۰۰۰\ bit = \frac{۵۰۰۰}{۸}\ Byte = ۶۲۵\ Byte$$

به بیان دیگر داریم:

زمان	نرخ ارسال
۱s	$۱۰^{۸}$ bit
$۲T_P = ۵۰\times۱۰^{-۶}$	L_{min}

$$\Rightarrow L_{min} = ۵۰\times۱۰^{-۶}\times۱۰^{۸} = ۵۰۰۰\ bit = \frac{۵۰۰۰}{۸} Byte = ۶۲۵\ Byte$$

۱۱- گزینه (۲) صحیح است.

۱۲- گزینه (۴) صحیح است.

در پروتکل توکن رینگ، مکانیزم اولویت‌گذاری برای ارسال داده توسط ایستگاه‌ها به صورت سراسری، خرد جمعی، توزیع‌شدگی و نوبت‌بندی شده براساس دریافت فریم توکن انجام می‌گردد. اما داده‌های هر ایستگاه، می‌تواند در خود ایستگاه جهت ارسال به شکل محلی اولویت‌بندی شود، اما صورت سؤال، مکانیزم اولویت‌گذاری در پروتکل توکن رینگ را مطرح نموده است و نه نحوه

khalilifar.ir

اولویت ارسال برای هر ایستگاه را. بنابراین گزینه اول نادرست است، پروتکل توکن رینگ، یک پروتکل قابل پیش‌بینی براساس دریافت نوبت است. بنابراین گزینه دوم نادرست است. در پروتکل توکن رینگ، ایستگاه فرستنده چه در ترافیک زیاد و چه در ترافیک کم باید منتظر دریافت و تملک فریم توکن در حال چرخش باشد، بنابراین گزینه سوم نیز نادرست است.
در ترافیک بالا، یعنی هنگامی که همه ایستگاه‌ها قصد ارسال داده دارند، از آنجا که ایستگاه‌ها به صورت نوبت‌بندی شده و به محض دریافت فریم توکن اقدام به ارسال داده می‌کنند، بنابراین از آنجا که به هیچ عنوان تصادم رخ نمی‌دهد، بنابراین از این نظر کارایی کانال تقریباً ۱۰۰ درصد است.

۱۳- گزینه (۱) صحیح است.

کارایی کانال در روش Slotted ALOHA از رابطه $U_{\text{Slotted ALOHA}} = G \times e^{-G}$ محاسبه می شود. G عبارتست از تعداد تلاش برای ارسال فریم در واحد زمان که واحد زمانی، زمان لازم برای ارسال یک فریم است.

درخواست	ثانیه
۱۸×۱۰^{۴}	۳۶۰۰
x	۱

$$\Rightarrow \quad x = ۵۰$$

یعنی تمامی ایستگاه‌ها (روی هم) ۵۰ درخواست در ثانیه تولید می‌کنند:

درخواست	ثانیه
۵۰	۱
G	۱۰۰×۱۰^{-۶}

$$\Rightarrow \quad G = \frac{۱}{۲۰۰}$$

مقدار G را می‌توان از رابطه ز یر نیز محاسبه نمود:

$$G = M\lambda T_{\text{Slot}} = ۵۰\times۱۰۰\times۱۰^{-۶} = \frac{۱}{۲۰۰}$$

یعنی تمامی ایستگاه‌ها (روی هم) به طور میانگین $\frac{۱}{۲۰۰}$ درخواست در هر برش زمانی تولید می‌کنند که همان G است.

$$U_{\text{Slotted ALOHA}} = Ge^{-G} = \frac{۱}{۲۰۰} e^{-\frac{۱}{۲۰۰}}$$

۱۴- گزینه (۲) صحیح است.

منظور از زمان backoff، همان زمان تصادفی است که توسط الگوریتم عقب گردنمائی محاسبه می‌شود و عبارتست از عدد تصادفی تولید شده توسط الگوریتم ضربدر برش زمانی کانال که معادل $K \times t_{\text{minislot}}$ است. زمان تصادفی که در این رابطه K است توسط رابطه $۲^{i} - ۱$ محاسبه می‌شود و چون در این سؤال K به صورت مجموعه داده شده و مقدار ماکزیمم آن ۳ است بنابراین $۲^{i} - ۱ = ۳$ می‌شود که از این طریق $i = ۲$ بدست می‌آید و همان‌طور که می‌دانید i تعداد برخوردها

khalilifar.ir

است.

اگر $i \leq ۱۰$ باشد، عدد تصادفی K، از مجموعه $\{ ۰ \text{ تا } ۲^i - ۱ \}$ انتخاب می‌شود. مطابق مجموعه داده شده در صورت سؤال {۳ , ۲ , ۱ , ۰}، از آنجا که مقدار ماکزیمم آن ۳ است، بنابراین داریم:

$$۲^i - ۱ = ۳ \Rightarrow i = ۲$$

که i تعداد تصادم‌ها است.

۱۵- گزینه (۳) صحیح است.

روش‌های تصادفی عبارتند از: Pure Aloha, CSMA, Slotted Aloha که روش Slotted Aloha هم جزو این روش‌هاست.

۱۶- گزینه (۴) صحیح است.

میزان مدت زمان تصادفی در روش CSMA/CD از رابطه زیر محاسبه می‌گردد:

$$T_{backoff} = K \times T_{mini\ slot} = K \times T_F$$

اگر $i \leq ۱۰$ باشد، عدد تصادفی K از مجموعه $\{ ۰ \text{ تا } ۲^i - ۱ \}$ انتخاب می‌شود. بنابراین برای تصادم دهم، یا به عبارتی $i = ۱۰$، عدد تصادفی K از مجموعه {۱۰۲۳, ... , ۲ , ۱ , ۰} انتخاب می‌شود.

اگر $۱۱ \leq i \leq ۱۵$ باشد، عدد تصادفی K، همواره از مجموعه {۰ تا ۱۰۲۳} انتخاب می‌شود.

بنابراین برای تصادم یازدهم، یا به عبارتی $i = ۱۱$، عدد تصادفی K از مجموعه {۰ تا ۱۰۲۳} انتخاب می‌شود.

۱۷- گزینه (۴) صحیح است.

استاندارد IEEE 802.3 مربوط به شبکه محلی اترنت است که کانال انتقال آن توسط پروتکل CSMA/CD مدیریت می‌شود. در ترافیک کم، یعنی هنگامی که اغلب ایستگاه‌ها قصد ارسال داده ندارند، ایستگاه فرستنده هنگام شنود کانال، کانال انتقال را اغلب خالی مشاهده می‌کند، بنابراین با تأخیر کم اقدام به ارسال داده و فریم‌ها می‌کند. بنابراین گزینه اول درست است.

در استاندارد IEEE 802.3 مربوط به شبکه محلی اترنت، مکانیزم اولویت‌گذاری برای ارسال داده توسط ایستگاه‌ها به صورت سراسری، خرد جمعی و نوبت‌بندی شده انجام نمی‌گردد (یعنی اول چه ایستگاهی، بعد چه ایستگاهی و بعد چه ایستگاهی ندارد)، بلکه مکانیزم اولویت‌گذاری برای ارسال داده توسط ایستگاه‌ها به صورت تصمیم‌گیری محلی در سطح خود ایستگاه و به صورت تصادفی صورت می‌گیرد. بنابراین گزینه دوم درست است. در ترافیک زیاد، یعنی هنگامی که اغلب ایستگاه‌ها قصد ارسال داده دارند، به دلیل عدم استفاده از اولویت‌گذاری سراسری و نوبت‌بندی شده، و استفاده از اولویت‌گذاری تصادفی، امکان وقوع پدیده تصادم میان فریم‌های ارسالی ایستگاه‌های مختلف (تصادم حالت اول و دوم) به وفور مشاهده می‌شود، که این مسئله منجر به

khalilifar.ir

کاهش کارایی کانال می‌گردد. بنابراین گزینه سوم درست است. توجه کنید که استاندارد IEEE 802.3 مربوط به شبکه محلی اترنت، به دلیل استفاده از پروتکل CSMA/CD برای مدیریت کانال پخش همگانی، و استفاده از مکانیزم شنود کانال قبل از ارسال داده تصادم حالت سوم را ندارد.

استاندارد IEEE 802.3 قطعی نیست، زیرا ارسال موفق داده‌ها را تضمین و گارانتی نمی‌کند. به دلیل امکان وقوع تصادم‌های حالت اول و دوم. بنابراین گزینه چهارم نادرست است. استانداردهای نوبت‌بندی شده همچون توکن رینگ، به دلیل عدم وقوع پدیده تصادم، جزو دسته استانداردهای قطعی محسوب می‌گردند. از نگاه دیگر نوبت ارسال هر ایستگاه در استاندارد IEEE 802.3 قطعی نیست و کاملاً تصادفی و رقابتی است، در حالی که در استانداردهای نوبت‌بندی شده همچون توکن رینگ نوبت ارسال هر ایستگاه به طور قطعی و نوبت‌بندی شده مشخص است.

۱۸- گزینه (۲) صحیح است.

در توکن رینگ، هر ایستگاه در مدت زمانی که توکن را در اختیار دارد می‌تواند، داده ارسال کند، بنابراین طول فریم داده (L) از رابطه زیر به دست می‌آید:

زمان	نرخ انتقال
$1s$	$R = 8\times10^{6}\ bit$
$T_{Token} = 1\times10^{-3}\ s$	L

$$\Rightarrow L = R \times T_{Token} = 8\times10^{6}\times1\times10^{-3}$$

$$= 8000\ bit = 1000\ Byte$$

۱۹- گزینه (۴) صحیح است.

بهره‌وری در Pure ALOHA مطابق رابطه زیر محاسبه می‌گردد:

$$U_{ALOHA} = G \times e^{-2G}$$

که در آن G برابر تعداد تلاش‌ها برای ارسال فریم‌ها توسط ایستگاه‌ها در زمان انتقال یک فریم است (T_F).

$$T_F = \frac{L}{R} = \frac{100\times8\,b}{12\times10^{6}\ bps} = \frac{2}{3}\times10^{-4}\,s$$

با توجه به زمان انتقال یک بسته مقدار G به صورت رابطه زیر محاسبه می‌گردد:

$G = M\lambda T_F =$ زمان انتقال یک بسته × تعداد بسته ارسال شده در یک ثانیه

$$G = (3000\times5)\times(\frac{2}{3}\times10^{-4}) = 1$$

$$U_{P-ALOHA} = Ge^{-2G} = e^{-2}$$

khalilifar.ir

به بیان دیگر داریم:

$$T_F = \frac{L}{R} = \frac{۱۰۰\times ۸\,b}{۱۲\times ۱۰^{۶}\ bps} = \frac{۲}{۳}\times ۱۰^{-۴} \quad \text{ثانیه}$$

زمان	درخواست
۱s	۵×۳۰۰۰

$$T_F = \frac{۲}{۳}\times ۱۰^{-۴}\,s \qquad G$$

$$G = (۵\times ۳۰۰۰)\times(\frac{۲}{۳}\times ۱۰^{-۴}) = ۱$$

$$U_{P-ALOHA} = Ge^{-۲G} = e^{-۲}$$

۲۰- گزینه (۲) صحیح است.

روش CSMA/CD در موازات ارسال اطلاعات، کانال را برای کشف برخورد بررسی می‌کند و در صورتی که در حین ارسال برخورد رخ دهد ارسال را قطع کرده و یک مدت زمان تصادفی صبر می‌کند.

۲۱- گزینه (۴) صحیح است.

$$R = ۱۰۰\ kbps = ۱۰۰\times ۱۰^{۳} = ۱۰^{۵}\ bps\ ,\ D' = ۲\,km = ۲\times ۱۰^{۳}\,m\ ,\ V = ۲\times ۱۰^{۸}\ mps\ ,\ b = ۱$$

مطابق رابطه زیر داریم:

$$L'_{Ring} = \frac{D'\times R}{V} + M'b = \frac{۲\times ۱۰^{۳}\times ۱۰^{۵}}{۲\times ۱۰^{۸}} + ۱ = ۱ + ۱ = ۲\ bit$$

۲۲- گزینه (۱) صحیح است.

پروتکل CSMA/CA مخصوص شبکه‌های بی‌سیم (WLAN) است.

فرض کنید ایستگاه A می خواهد فریمی را به ایستگاه B ارسال کند. ایستگاه A یک فریم RTS که بیانگر اعلام آمادگی برای ارسال است را به ایستگاه B می‌فرستد. زمانی که ایستگاه B فریم را دریافت کرد و آمادگی برای دریافت داشت یک فریم CTS مبنی بر آمادگی دریافت را به A می‌فرستد. پس از آنکه A، فریم CTS را دریافت کرد شروع به ارسال داده می‌کند و اگر تا زمان مشخص که توسط تایمر A تعیین می‌گردد، از طرف B، ACK دریافت نشود، دوباره مراحل فوق تکرار می‌شود. بنابراین برای ارسال داده توسط هر فرستنده نیاز به سه پیام کنترلی RTS، CTS و ACK است.

پس برای ۴ فرستنده داریم :

پیام کنترلی ۴×۳=۱۲

---

khalilifar.ir

۲۳- گزینه (۲) صحیح است.

داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$$R = ۶۴\times۱۰^{۳} \text{ bps} , \ L = ۱۰۰۰ \text{ bit}$$

$$P_{\text{Frame per sec}} = \frac{R \text{ bit per sec}}{L_{\text{bit}}} = \frac{۶۴\times۱۰^{۳}}{۱۰۰۰} = ۶۴ \text{ Frame per second}$$

صورت سؤال، محاسبه حداکثر گذردهی را مدنظر دارد و حداکثر گذردهی زمانی رخ می‌دهد که حداکثر راندمان وجود داشته باشد. حداکثر راندمان در ALOHA، برابر ۱۸/۴٪ است، بنابراین مطابق رابطه گذردهی داریم:

$$U_{\text{ALOHA}}^{\text{Max}} = ۱۸/۴\% = \frac{۱۸۴}{۱۰۰۰}$$

$$\text{Throughput} = R \times U$$

$$\text{Throughput} = R \times U_{\text{ALOHA}} = ۶۴\times\frac{۱۸۴}{۱۰۰۰} = ۱۱/۷۷۶ \simeq ۱۲ \text{ Frame per second}$$

۲۴- گزینه (۴) صحیح است.

در CSMA/CA فرستنده برای تقاضای برقراری ارتباط، یک فریم RTS برای گیرنده ارسال می‌کند و گیرنده برای نشان دادن قبول کردن درخواست، یک فریم CTS برای فرستنده ارسال می‌کند و مابقی ایستگاه‌ها با مشاهده فریم‌های RTS و CTS (که حاوی اندازه داده هستند) درمی‌یابند که تا چه زمانی کانال مشغول است و در این مدت اقدام به ارسال نمی‌کنند. در کل در بهترین حالت (بدون تصادم در هنگام ارسال فریم‌های کنترلی RTS و CTS) ارتباط بین دو ایستگاه توسط دو فریم کنترلی برقرار می‌شود، همچنین، بعد از ارسال فریم داده، دریافت پیغام کنترلی (ACK یا NACK) توسط فرستنده به معنی دریافت فریم داده ارسالی از طرف گیرنده است.

بنابراین در صورت عدم برخورد در هر یک از پیغام‌های کنترلی برای هر فریم داده، بایستی ۳ پیغام کنترلی میان دو ایستگاه رد و بدل گردد. بنابراین برای ۳ ایستگاه، بایستی ۹ پیغام کنترلی در کانال مبادله شود.

۲۵- گزینه (۲) صحیح است.

منظور از درصد اسلات‌های زمانی خالی در متن سؤال، احتمال عدم ارسال داده در آن اسلات‌ها یا احتمال موفقیت در ارسال داده می‌باشد. که در روش Slotted Aloha برابر با e^{-G} یا همان $\frac{۱}{e^{G}}$ می‌باشد. به بیان دیگر در پروتکل Slotted ALOHA، احتمال موفقیت ارسال در همان بار اول برابر با e^{-G} است. یعنی با همین احتمال کانال خالی باشد که بتوان ارسال موفق انجام داد، بنابراین درصد بلااستفاده بودن یا خالی بودن کانال برابر e^{-G} یا $\frac{۱}{e^{G}}$ است.

khalilifar.ir

۲۶- گزینه (۱) صحیح است.

در کلید اولیه این سؤال، سازمان سنجش گزینه ۱ را اعلام نمود. اما در کلید نهایی، این سؤال به دلیل اطلاعات ناقص صورت مسأله و وجود ابهام حذف گردید.

به هر حال می‌توان راه حل زیر را برای این سؤال در نظر گرفت:

بر اساس صورت مسأله، در هر دور تنها ۴۰ ایستگاه به اندازه T_F (زمان انتقال فریم) کانال را مشغول نگه می‌دارند (۴۰٪ از ۱۰۰ ایستگاه، یعنی ۴۰ ایستگاه) ولی بنابر روش سرکشی، عملیات سرکشی برای هر ۱۰۰ ایستگاه اتفاق می‌افتد و بنابراین هر ۱۰۰ ایستگاه Poll خواهند شد. از طرفی بنابر صورت مسأله، $T_{Poll} = \frac{۱}{۱۰} T_F$، بنابراین داریم:

$$T_{total} = ۴۰ \times T_F + ۱۰۰ \times T_{poll} \xrightarrow{T_{poll} = \frac{۱}{۱۰} T_F} T_{total} = ۴۰T_F + ۱۰T_F = ۵۰T_F$$

پس از زمان کل برابر با $۵۰T_F$، $۴۰T_F$ آن مفید و $۱۰T_F$ آن غیر مفید است، بنابراین بر اساس رابطه بهره‌وری داریم:

$$U = \frac{\text{مفید}}{\text{غیرمفید + مفید}} = \frac{۴۰T_F}{۴۰T_F + ۱۰T_F} = \frac{۴۰T_F}{۵۰T_F} = ۰/۸$$

حال نرخ بیتی هر ایستگاه را به دست می‌آوریم:

ایستگاه	نرخ انتقال		
۱۰۰	۱Mbps	→	R = ۱۰kbps
۱	R		

بنابراین بر اساس رابطه گذردهی، نرخ مؤثر هر ایستگاه به صورت زیر محاسبه می‌شود:

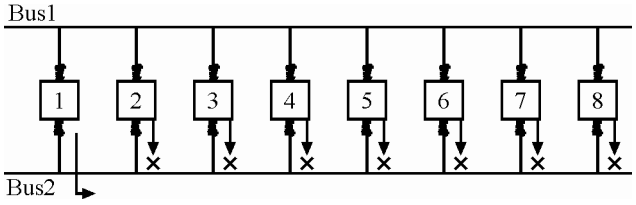
$$R_e = \text{Throughput} = R.U = ۱۰\text{kbps} \times ۰/۸ = ۸\text{kbps}$$

۲۷- گزینه (۳) صحیح است.

دو Bus مختلف به صورت زیر است، در واقع هر کامپیوتر از طریق دو کارت شبکه به دو Bus مختلف متصل شده است.

طبق فرض صورت سؤال، زمانی که یک ایستگاه فریمی برای ارسال دارد، به طور تصادفی و با احتمال مساوی یکی از باس‌ها را انتخاب کرده و در زمان شروع اسلات بعدی با احتمال P ارسال می‌کند.

شکل زیر را در نظر بگیرید:



khalilifar.ir

از آنجا که در هر اسلات زمانی باز، امکان ارسال داده توسط هر کامپیوتر، مطابق فرض سؤال در یک باس وجود دارد، بنابراین برای حداکثر شدن نرخ ارسال موفقیت‌آمیز، هنگامی که یک ایستگاه قصد ارسال در یک باس خاص را دارد، بقیه ایستگاه‌ها نباید در همان باس ارسال کنند. بنابراین ۸ حالت برای تک‌تک ایستگاه‌ها وجود دارد.

$$\text{احتمال موفقیت} = \underbrace{\binom{۸}{۱}}_{\substack{\text{احتمال انتخاب}\\ \text{یک باس}}} \times \underbrace{(\frac{۱}{۲} \times \underbrace{P}_{\substack{\text{احتمال}\\ \text{ارسال}}})}_{\substack{\text{احتمال}\\ \text{ارسال}}} \times \underbrace{(۱-\frac{۱}{۲}\times P)^{۷}}_{\substack{\text{مطابق قاعده اصل}\\ \text{عدم شمول}}}$$

در ادامه داریم:

$$\text{احتمال موفقیت} = ۴P \times (۱-\frac{۱}{۲}\times P)^{۷}$$

باید P، به حداکثر برسد، بنابراین مشتق گرفته و برابر صفر قرار می‌دهیم:

$$y = U \times V \;\rightarrow\; y' = U' \times V + U \times V'$$

بنابراین داریم:

$$۴ \times (۱-\frac{۱}{۲}\times P)^{۷} + ۴P \times (۷ \times -\frac{۱}{۲})(۱-\frac{۱}{۲}\times P)^{۶} = ۰$$

پس از ساده‌سازی داریم:

$$۴ \times (۱-\frac{۱}{۲}\times P) = ۴P \times (\frac{۷}{۲})$$

$$۱-\frac{۱}{۲}\times P = \frac{۷}{۲}\times P$$

$$۱ = \frac{۷}{۲}P + \frac{۱}{۲}P$$

$$۱ = \frac{۸}{۲}P \;\rightarrow\; ۱ = ۴P \;\rightarrow\; P = \frac{۱}{۴}$$

۲۸- گزینه (۱) صحیح است.

داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$$R = ۲۵\ \text{Mbps} = ۲۵ \times ۱۰^{۶}\ \text{bps}\ ,\ D = ۱۰۰۰\ \text{m}\ ,\ V = ۲ \times ۱۰^{۸}\ \text{mps}$$

$$L_{\text{Polling}} = ۵۰۰\ \text{bit}\ ,\ L = ۱۲۵۰\ \text{Byte} = ۱۲۵۰ \times ۸\ \text{bit}$$

مراحل ارسال داده توسط هر ایستگاه به صورت زیر است:

۱- ارسال Polling از ایستگاه مرکزی به ایستگاه موردنظر و در نتیجه تملک Polling توسط ایستگاه ایستگاه موردنظر صورت می‌گیرد.

۲- ارسال داده توسط ایستگاه موردنظر.

۳- ارسال Polling از ایستگاه موردنظر به ایستگاه مرکزی و در نتیجه رهاسازی Polling توسط ایستگاه موردنظر صورت می‌گیرد.

khalilifar.ir

مسئله، مقدار حداکثر بهره‌وری را مورد سؤال قرار داده است، بنابراین مطابق رابطه زیر داریم:

$$\text{بهره‌وری} = \frac{\text{مفید}}{\text{غیرمفید+مفید}} \rightarrow U = \frac{T_F}{T_F + T_{Receive-Polling} + T_{Send-Polling}}$$

T_F، $T_{Receive-Polling}$ و $T_{Send-Polling}$ از روابط زیر بدست می‌آیند:

$$T_F = \frac{L}{R}$$

T_F، زمان انتقال فریم داده به داخل کانال انتقال است.
که L برابر اندازه فریم و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.

$$T_{Receive-Polling} = T_{Polling} + T_P$$

$T_{Receive-Polling}$، زمان ارسال Polling از ایستگاه مرکزی به ایستگاه مورد نظر است.
$T_{Polling}$، زمان انتقال Polling به داخل کانال انتقال است و T_P زمان تأخیر انتشار کانال جهت رسیدن Polling از ایستگاه مرکزی به ایستگاه موردنظر است.

$$T_{Send-Polling} = T_{Polling} + T_P$$

$T_{Send-Polling}$، زمان ارسال Polling از ایستگاه موردنظر به ایستگاه مرکزی است.
$T_{Polling}$، زمان انتقال Polling به داخل کانال انتقال است و T_P زمان تأخیر انتشار کانال جهت رسیدن Polling از ایستگاه موردنظر به ایستگاه مرکزی است.
$T_{Polling}$ و T_P از روابط زیر بدست می‌آیند:

$$T_P = \frac{D}{V}$$

که D برابر فاصله ایستگاه مرکزی و ایستگاه موردنظر و V برابر سرعت انتشار کانال است.

$$T_{Polling} = \frac{L_{Polling}}{R}$$

که $L_{Polling}$ برابر اندازه فریم Polling و R برابر نرخ انتقال است.
توجه: زمان انتقال فریم یعنی T_F زمان مفید است و زمان $T_{Receive-Polling}$ و زمان $T_{Send-Polling}$ زمان‌های غیرمفید هستند.
در ادامه مطابق روابط مطرح شده داریم:

$$T_F = \frac{L}{R} = \frac{۱۲۵۰ \times ۸}{۲۵ \times ۱۰^۶} = ۴ \times ۱۰^{-۴} \text{ s}$$

$$T_{Receive-Polling} = T_{Polling} + T_P = \frac{L_{Polling}}{R} + \frac{D}{V} = \frac{۵۰۰}{۲۵ \times ۱۰^۶} + \frac{۱۰۰۰}{۲ \times ۱۰^۸} = ۰/۲۵ \times ۱۰^{-۴}$$

$$T_{Send-Polling} = T_{Polling} + T_P = \frac{L_{Polling}}{R} + \frac{D}{V} = \frac{۵۰۰}{۲۵ \times ۱۰^۶} + \frac{۱۰۰۰}{۲ \times ۱۰^۸} = ۰/۲۵ \times ۱۰^{-۴}$$

در انتها، مطابق رابطه بهره‌وری داریم:

khalilifar.ir

$$U = \frac{T_F}{T_F + T_{Receive-Polling} + T_{Sen-Polling}} = \frac{۴\times۱۰^{-۴}}{۴\times۱۰^{-۴} + ۰/۲۵\times۱۰^{-۴} + ۰/۲۵\times۱۰^{-۴}}$$

$$= \frac{۴\times۱۰^{-۴}}{۴/۵\times۱۰^{-۴}}\times۱۰۰ \simeq ۸۹\%$$

۲۹- گزینه (۴) صحیح است.

۳۰- گزینه (۲) صحیح است.

CSMA/CD، یک روش مدیریت کانال پخش همگانی است.

توجه: روش CSMA/CD، دارای قدرت شوند و کشف تصادم است.

توجه: مطابق ویژگی الگوریتم CSMA/CD، شرط کشف تصادم در این روش به صورت زیر است:

$$T_F \geq ۲T_P$$

$$\frac{L}{R} \geq ۲\frac{D}{V}$$

فرض کنید، اگر حادثه‌ای بر اثر ریزش کوه در جاده رخ دهد، فردی فرستاده شده از سوی شما وظیفه دارد، پس از مشاهده حادثه، وقوع این رخداد را به اطلاع شما برساند، در مدت زمان یک رفت و برگشت، البته تا وقتی که کار از کار نگذشته باشد. اگر فریم در کانال قرار گیرد، دیگر جلوی فریم را نمی‌توان گرفت، در اینجا هم فرض کنید اگر خودروی شما از منزل خارج شود، دیگر جلوی خودرو را نمی‌توان گرفت، و شما با ریزش کوه برخورد خواهید کرد، در حالی که پیام‌رسان جهت اطلاع‌رسانی به شما در راه بود ولی دیر می‌رسد. راه حل این است که آنقدر اسباب و وسایل (وسایل اصلی و وسایل فرعی) داشته باشید که مدام داخل ماشین قرار دهید که سبب معطلی شما گردد، آنقدری که پیام‌رسان برسد، تا دیر نشده است برسد، قبل از حرکت شما برسد. بارها شده است، قصد حرکت به مقصدی را دارید، اما عده‌ای به دلیل با خبر بودن از مسئله‌ای، به هر بهانه‌ای جلوی حرکت شما را می‌گیرند، شما را معطل می‌کنند، با تلفن و با هر امکانی که مانع‌تان شود، تا خبر واقعی از راه برسد.

توجه: بنابر مطلب فوق، مدت زمان انتقال فریم (T_F) به کانال، مشابه قرار دادن وسایل (اصلی و فرعی) در خودرو باید برابر یا بزرگتر از زمان یک رفت و برگشت ($۲T_P$)، مشابه رفت و برگشت فرد پیام‌رسان، باشد، تا فرصت جلوگیری از وقوع تصادم ایجاد گردد.

براساس رابطه فوق، حداقل طول فریم، به صورت L = Data + Header مشخص می‌شود. (L = Data + ۲۵ Byte).

براساس اطلاعات سؤال، برای طول کانال (D)، نرخ انتقال (R) و سرعت انتشار (V) داریم:

$$D = ۱\ kB = ۱۰۰۰\ m \quad , \quad R = ۱۰۰\ mbps = ۱۰۰\times۱۰^{۶}\ bps$$

$$V = ۲۰۰\ mpms = ۲۰۰\ \frac{m}{ms} = \frac{۲۰۰}{۱۰^{-۶}} = ۲\times۱۰^{۸}\ \frac{m}{s} = ۲\times۱۰^{۸}\ mps$$

khalilifar.ir

حال در ادامه، با توجه به مقادیر فوق و رابطه مطرح شده داریم:

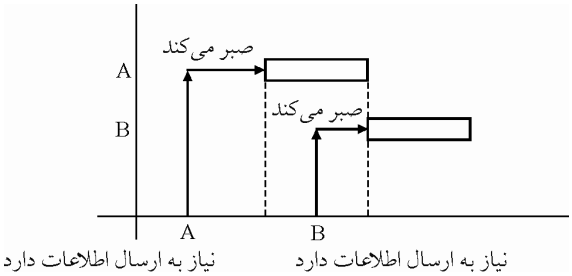
$$\frac{L}{R} \geq ۲ \frac{D}{V} \rightarrow \frac{Data + ۲۵ \times ۸}{۱۰۰ \times ۱۰^{۶}} \geq ۲ \times \frac{۱۰۰۰}{۲ \times ۱۰^{۸}}$$

$$Data + ۲۰۰ \geq ۱۰۰۰ \rightarrow Data \geq ۸۰۰ \text{ bit} \rightarrow Data \geq ۱۰۰ \text{ Byte}$$

۳۱- گزینه (۱) صحیح است.

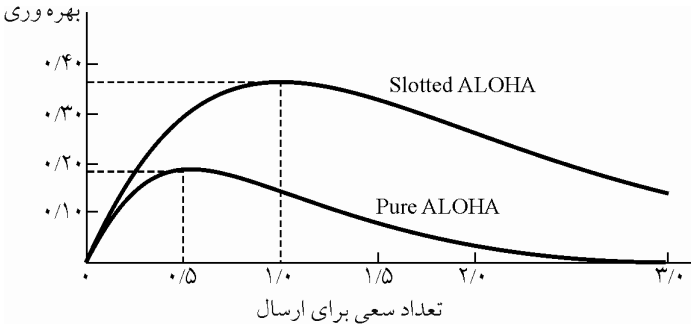
برای کاهش احتمال برخورد فریم‌های ارسالی توسط چند فرستنده از روش Slotted-Aloha استفاده می‌شود. در این روش زمان به بخش‌های مساوی به نام اسلات زمانی تقسیم می‌شود. هر کدام از این بخش‌ها حداکثر زمان کافی برای انتقال یک فریم داده می‌باشد. هر ایستگاه هر زمان که نیاز به ارسال اطلاعات داشته باشد، صبر می‌کند و در شروع اسلات زمانی و بدون بررسی کانال اقدام به انتقال اطلاعات می‌کند در این صورت فقط زمانی برخورد رخ می‌دهد که حداقل دو ایستگاه در ابتدای این اسلات زمانی، اقدام به ارسال داده نمایند.

در این روش احتمال برخورد به میزان قابل توجهی کاهش می‌یابد، به شکل زیر توجه کنید.



در صورتی که برخورد رخ دهد، هر کدام از ایستگاه‌های درگیر یک مدت زمان تصادفی صبر می‌کنند و دوباره مراحل ذکر شده را تکرار می‌کنند. توجه داشته باشید، زمان‌های تصادفی برای هر ایستگاه به شکل جداگانه محاسبه می‌شود.

توجه: شکل زیر رابطه G با بهره‌وری را در دو روش P-ALOHA و S-ALOHA، نمایش می‌دهد:



بازده کانال در روش‌های ALOHA

khalilifar.ir

توجه: احتمال برخورد در P-Aloha نسبت به S-Aloha بیش‌تر است. زیرا در S-Aloha احتمال برخورد فقط در ابتدای ارسال فریم در یک اسلات زمانی خاص وجود دارد. ولی در P-Aloha در هر زمانی از ارسال فریم امکان برخورد وجود دارد. پس کارایی و بهره وری از کانال، در S-Aloha بیشتر است. حدود دو برابر.

توجه: این پروتکل reservation ALOHA یا r-ALOHA نیز نامیده می‌شود.

در یک بیان کلی در روش S-ALOHA، زمان به قسمت‌هایی که آن را اِسلات زمانی (slot) می‌نامند، تقسیم می‌شود. شروع ارسال فریم‌ها تنها در آغاز هر اسلات امکان‌پذیر است (اما در P-ALOHA، در هر زمانی می‌توانست ارسال آغاز شود).

توجه: اندازه اسلات برابر زمان انتقال کامل یک فریم است. $([T_F]+T_P)$

توجه: هر وقت فریمی برای انتقال توسط یک ایستگاه آماده شد، باید تا شروع اسلات بعدی صبر کند.

شبه کد S-ALOHA

۱- اگر فریمی برای ارسال داری، **صبر کن**، تا نوبتت شود (نوبت اسلات بعدی برسد). آنگاه بدون بررسی کانال (عدم شنود کانال) آن را ارسال کن.

۲- اگر فریم‌ها با تصادم مواجه شدند، پس از گذشتن زمان تصادفی، آن‌ها را مجدداً ارسال کن.

روابط S-ALOHA

$$U_{S-ALOHA} = Ge^{-G} \qquad G^{Max}_{S-ALOHA} = ۱ \qquad U^{Max}_{S-ALOHA} = ۰/۳۶۸ = ۳۶/۸\%$$

G : تعداد تلاش‌ها برای ارسال فریم‌ها توسط ایستگاه‌ها در زمان اسلات (T_{slot}).

توجه: مطابق تعریف، مقدار G برابر است با تعداد تلاش‌ها برای ارسال فریم‌ها توسط ایستگاه‌ها در زمان یک اسلات (T_{slot})، بنابراین مطابق این تعریف برای محاسبه مقدار G داریم:

زمان	درخواست
۱s	$M\lambda$
T_{slot}	G

$$\rightarrow \quad G = M\lambda T_{slot}$$

که M برابر تعداد ایستگاه‌ها و λ برابر تعداد فریم‌های ارسالی هر ایستگاه در واحد زمان می‌باشد.

احتمال ارسال موفق یک فریم در همان بار اول $= e^{-G}$

احتمال ارسال موفق پس از بروز k تصادم $= (۱-e^{-G})^k e^{-G}$

تعداد تلاش برای ارسال موفق (امید ریاضی) $= E(x) = \frac{۱}{P} = \frac{۱}{e^{-G}} = e^{G}$

توجه: S-ALOHA فقط حالت اول و حالت دوم تصادم را دارد. زیرا زمانی که فریمی در حال حرکت در کانال است، در یک اسلات تا به مقصد برسد، فریم دیگری در کانال قرار نمی‌گیرد، در

khalilifar.ir

واقع بقیه پشت اسلات می‌مانند.

توجه: مسئله تصادم حالت سوم در روش S-ALOHA توسط مکانیزم اسلات زمانی حل می‌گردد.

مثال: ایستگاه‌های شبکه S-ALOHA در هر ثانیه ۵۰ درخواست تولید می‌کنند، در صورتی که زمان به اسلات‌های ۴۰ms تقسیم شده باشد، به ترتیب احتمال موفقیت در همان بار اول چقدر است؟ احتمال موفقیت بعد از اتفاق دقیقاً k تصادم چقدر است؟ تعداد تلاش مورد انتظار برای ارسال موفق چقدر است؟

پاسخ:

$$\begin{matrix} \text{ثانیه} & \text{درخواست} \\ ۱ & M\lambda = ۵۰ \\ T_{slot} = ۴۰\times۱۰^{-۳} & G \end{matrix} \rightarrow G = M\lambda T_{slot} = ۵۰\times۴۰\times۱۰^{-۳} = ۲$$

احتمال ارسال موفق یک فریم در همان بار اول برابر e^{-G} یعنی $e^{-۲}$ است.

احتمال ارسال موفق پس از بروز k تصادم برابر $(۱-e^{-G})^k e^{-G}$ یعنی $(۱-e^{-۲})^k e^{-۲}$ است.

تعداد تلاش برای ارسال موفق (امید ریاضی) برابر با $\frac{۱}{e^{-G}}$ یا e^{G} یعنی $e^{۲}$ است.

در صورت سوال مطرح شده است که **۱۰۰۰۰ ایستگاه برای ارسال اطلاعات خود از یک کانال مشترک با روش دسترسی Slotted ALOHA استفاده می‌کنند. همچنین گفته شده است که اگر هر ایستگاه به طور متوسط ۱۸ ارسال در یک ساعت داشته و اندازه هر برش زمانی (time slot) ۱۰۰ میکروثانیه باشد، خواسته شده است که بار کانال برحسب تعداد ارسال در هر برش زمانی چقدر است؟**

کارایی کانال در روش Slotted ALOHA از رابطه $U_{\text{Slotted ALOHA}} = G\times e^{-G}$ محاسبه می شود. G عبارتست از تعداد تلاش برای ارسال فریم در واحد زمان که واحد زمانی، زمان لازم برای ارسال یک فریم است (T_{slot}) .

$$\begin{matrix} \text{ثانیه} & \text{درخواست} \\ ۳۶۰۰ & ۱۸\times۱۰^{۴} \\ ۱ & M\lambda \end{matrix} \Rightarrow M\lambda = ۵۰$$

یعنی تمامی ایستگاه‌ها (روی هم) ۵۰ درخواست در ثانیه تولید می‌کنند:

$$\left.\begin{matrix} \text{ثانیه} & \text{درخواست} \\ ۱ & ۵۰ \\ ۱۰۰\times۱۰^{-۶} & G \end{matrix}\right\} \Rightarrow G = \frac{۱}{۲۰۰} = ۰/۰۰۵$$

مقدار G را می‌توان از رابطه ز یر نیز محاسبه نمود:

$$G = M\lambda T_{Slot} = ۵۰\times۱۰۰\times۱۰^{-۶} = \frac{۱}{۲۰۰} = ۰/۰۰۵$$

یعنی تمامی ایستگاه‌ها (روی هم) به طور میانگین $\frac{۱}{۲۰۰}$ درخواست در هر برش زمانی تولید می‌کنند

khalilifar.ir

که همان G است. بنابراین گزینه اول پاسخ سوال است.
همچنین کارایی کانال از رابطه زیر قابل محاسبه است:

$$U_{\text{Slotted ALOHA}} = Ge^{-G} = \frac{۱}{۲۰۰} e^{-\frac{۱}{۲۰۰}}$$

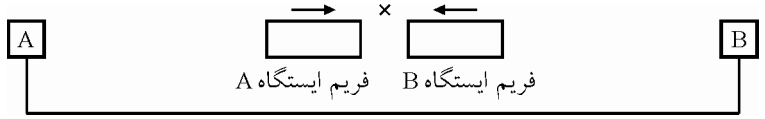
۳۲- گزینه (۳) صحیح است.
داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$$T_{P(AB)} = \frac{D_{AB}}{V} = ۱ms,\ \ R = ۴Mbps = ۴\times۱۰^{۶}\ bps,\ T_{Send(A)} = ۰\ ms,\ T_{Send(B)} = ۰/۸\ ms$$

انواع برخورد

انواع برخورد بر سه حالت می‌باشد:

حالت اول



ایستگاه A به خط گوش می‌دهد و آن را آزاد می‌یابد و فریم خود را روی خط قرار می‌دهد. اندکی بعد، قبل از اینکه به دلیل پدیده تأخیر انتشار (T_P) فریم بر روی کانال، این فریم به ایستگاه B برسد، ایستگاه B نیز به خط گوش می‌دهد و او نیز خط را آزاد می‌یابد و فریم خود را روی کانال قرار می‌دهد و تصادم پیش می‌آید. بنابراین دلیل اصلی تصادم حالت اول، پدیده تأخیر انتشار، در کانال است.

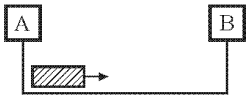
شرط کشف تصادم در فریم در حال ارسال

مدار کشف تصادم از هنگام شروع ارسال بیت اول فریم تا پایان ارسال بیت آخر فریم به کانال گوش می‌دهد و چنانچه توان مشاهده شده بر روی کانال بیش از توان سیگنال ارسالی خودش باشد، متوجه وجود سیگنال دیگری بر روی کانال می‌شود که نشانه تصادم است.
توجه: اما مشکل اینجاست که ممکن است تصادمی پیش آید و موج حاصل از تصادم با فریم ایستگاه مقابل، بعد از اتمام انتقال فریم موردنظر بر روی کانال انتقال به ایستگاه مربوطه برسد. در این صورت مدار کشف تصادم ایستگاه مربوطه متوجه وقوع تصادم نخواهد شد.
توجه: وقتی یک فریم در زمان T_F، به طور کامل بر روی کانال انتقال قرار گرفت، دیگر جلوی آن را نمی‌توان گرفت و شروع به حرکت در کانال انتقال می‌کند. هنگامی که کودکی بر روی سُرسُره بازی قرار می‌گیرد دیگر سُر می‌خورد و نمی‌توان جلوی آن را گرفت، فرصت برای ممانعت از سُر خوردن کودک تا زمانی وجود دارد که هنوز کودک به طور کامل بر روی سُرسُره قرار نگرفته است.

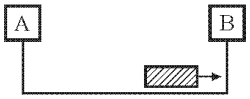
khalilifar.ir

شرط کشف تصادم برای فریم در حال انتقال بر روی کانال انتقال چیست؟

به شکل زیر توجه کنید:

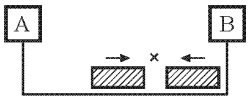


(الف)

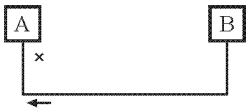


فریم ارسالی از A تقریباً در لحظه T_P به B می‌رسد.

(ب)



(ج)



نویز انفجاری در لحظه T_P به A برمی‌گردد.

(د)

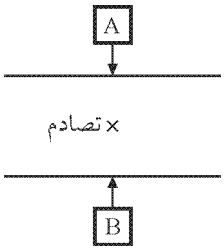
توجه: بنابراین زمان انتقال فریم بعدی بر روی کانال انتقال باید بیشتر از زمان رفت و برگشت حاصل از تأخیر انتشار باشد تا ایستگاه فرستنده بتواند نویز انفجاری ایجاد شده در نزدیکی ایستگاه B را احساس کند تا ادامه انتقال فریم بعدی را متوقف کند. «**به قول معروف جلوی ضرر از هر جا گرفته شود، منفعت است!**» به عبارت دیگر، شرط کشف تصادم در فریم در حال ارسال به صورت زیر است:

$$T_F \geq 2T_P \Rightarrow \frac{L}{R} \geq 2\frac{D}{v}$$

توجه: بازه تشخیص تصادم حداقل $2T_P$ است. این زمان را زمان رفت و برگشت یا RTT (Round Trip Time) نیز می‌نامند.

حالت دوم

دو ایستگاه A و B همزمان به کانال گوش می‌دهند و هر دو آن را آزاد می‌یابند و با هم فریم خود را بر روی کانال قرار می‌دهند و تصادم رخ می‌دهد.

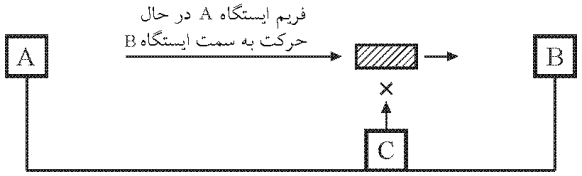


حالت سوم

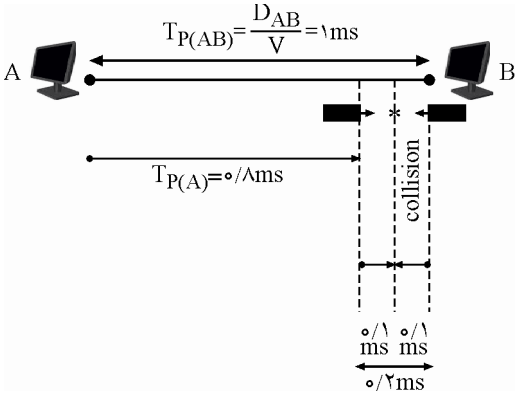
فضای جلوی ایستگاه C توسط فریمی که از مدت‌ها قبل توسط ایستگاه A ارسال شده است اشغال

khalilifar.ir

است (فریم ایستگاه A در حال عبور از جلوی ایستگاه C می‌باشد) حال اگر ایستگاه C بدون بررسی کانال انتقال (عدم شنود کانال) اقدام به ارسال فریم کند، تصادم رخ می‌دهد.



همان‌طور که از متن سؤال مشخص است ایستگاه‌های A و B توسط یک کانال با هم ارتباط دارند (در لایه‌ی پیوند داده گره‌ها توسط یک تک یال به‌هم متصل می‌شوند). برای بدست آوردن زمان تصادم باید بررسی کرد که در زمان ارسال ایستگاه B، فریم داده ارسالی ایستگاه A چه مسافتی را طی کرده است و یا به عبارتی دیگر با ایستگاه B چه فاصله‌ای دارد. در پروتکل CSMA/CD، از توپولوژی باس برای شبکه استفاده می‌شود و برطبق توپولوژی باس، هر کامپیوتر داده‌های ارسالی خود را در دو جهت کانال یعنی به سمت ایستگاه بعدی و هم به سمت ایستگاه قبلی ارسال می‌کند، در صورتیکه دو فریم داده در خلاف جهت یکدیگر و با یک سرعت حرکت کنند، بعد از گذراندن بخشی از مسیر به یکدیگر می‌رسند. بنابراین می‌توان اینگونه بیان کرد که بعد از گذراندن بخشی از مسیر توسط فریم‌های داده برخورد رخ می‌دهد، مطابق فرض سوال ایستگاه A در لحظه‌ی صفر فریم خود را ارسال می‌کند یعنی $T_{Send(A)} = ۰\ ms$ و ایستگاه B در لحظه‌ی ۰/۸ میلی‌ثانیه فریم خود را ارسال می‌کند یعنی $T_{Send(B)} = ۰/۸\ ms$، همچنین مطابق فرض سوال زمان انتشار(Propagation) بین نود A و نود B یک میلی‌ثانیه است، یعنی $T_{P(AB)} = \frac{D_{AB}}{V} = ۱ms$، پس در لحظه‌ی ۰/۸ میلی‌ثانیه، یعنی لحظه‌ی ارسال فریم ایستگاه B، فریم ایستگاه A مقدار ۰/۸ میلی‌ثانیه از زمان کل یک میلی‌ثانیه مابین نود A و B را سپری کرده است، بنابراین زمان باقی‌مانده مابین نود A و B برابر مقدار ۰/۲ میلی‌ثانیه است، پس می‌بایست زمان باقی‌مانده مابین نود A و B که برابر مقدار ۰/۲ میلی‌ثانیه است، به دو تقسیم شود، شکل زیر گویای مطلب است:



khalilifar.ir

فریم داده ارسالی توسط ایستگاه A تا زمانی که ایستگاه B ارسال را آغاز کند، یعنی زمان ۰/۸ میلی‌ثانیه، همان زمان ۰/۸ میلی‌ثانیه را سپری می‌کند.
در زمان ۰/۸ میلی‌ثانیه ایستگاه B نیز اقدام به ارسال می‌کند و فریم‌های ارسالی A و B به سمت یکدیگر حرکت می‌کنند، فاصله زمانی مابین فریم ارسالی A با فریم ارسالی B در زمان ۰/۸ میلی‌ثانیه (زمان تولید فریم داده B) برابر با مقدار ۰/۲ میلی‌ثانیه می‌باشد، بنابراین:

$$T_{collision(AB)} = ۰/۸ ms + \frac{۰/۲ ms}{۲} = ۰/۸ ms + ۰/۱ ms = ۰/۹ ms$$

زمان **تشخیص** تصادم در CSMA/CD برای ایستگاه A برابر با $۲\times T_{P(A)}$ می‌باشد.

$$T_{collision(A)} = ۲\times \frac{D_{A(collision)}}{V} = ۲\times T_{P(A)} = ۲\times ۰/۹ = ۱/۸ ms = ۱/۸\times ۱۰^{-۳} s$$

تعداد بیت‌های ارسال شده تا زمانی که نتیجه‌ی وقوع برخورد به دست ایستگاه A برسد، یعنی تعداد بیتی که در مدت $۲\times T_{P(A)}$ ارسال می‌شود از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$L_{min(A)} = T_{collision(A)} \times R = ۱/۸\times ۱۰^{-۳} s \times ۴\times ۱۰^{۶} bps = ۷۲۰۰ bit = \frac{۷۲۰۰ bit}{۸} = ۹۰۰ Byte$$

به بیان دیگر داریم:

زمان	نرخ انتقال	
۱s	$R = ۴\times ۱۰^{۶}$ bit	} ⇒
$T_{collision(A)} = ۱/۸\times ۱۰^{-۳}$ s	$L_{min(A)}$	}

$$L_{min(A)} = T_{collision(A)} \times R = ۱/۸\times ۱۰^{-۳} s \times ۴\times ۱۰^{۶} bps = ۷۲۰۰ bit = \frac{۷۲۰۰ bit}{۸} = ۹۰۰ Byte$$

در یک بیان دیگر داریم:
مطابق رابطه‌ی شرط کشف تصادم در پروتکل CSMA/CD برای ایستگاه A داریم:

$$T_{F(A)} \geq ۲\times T_{P(A)}$$

$$\frac{L_{min(A)}}{R} \geq ۲\times \frac{D_{A(collision)}}{V}$$

$$\frac{L_{min(A)}}{R} \geq ۲\times T_{P(A)}$$

بنابراین مطابق این رابطه، می‌توان حداقل اندازه‌ی فریم $L_{min(A)}$ را برای برقرای شرط کشف تصادم محاسبه نمود:

khalilifar.ir

$$\frac{L_{min(A)}}{R} \geq ۲ \times T_{P(A)} \rightarrow \quad L_{min(A)} = ۲ \times T_{P(A)} \times R =$$

$$\rightarrow ۲ \times ۰/۹ \times ۱۰^{-۳}\ s \times ۴ \times ۱۰^{۶}\ bps = ۷۲۰۰ bit = \frac{۷۲۰۰ bit}{۸} = ۹۰۰ Byte$$

همچنین زمان **تشخیص** تصادم در CSMA/CD برای ایستگاه B برابر با $۲ \times T_{P(B)}$ می‌باشد.

$$T_{collision(B)} = ۲ \times \frac{D_{B(collision)}}{V} = ۲ \times T_{P(B)} = ۲ \times ۰/۱ = ۰/۲\ ms = ۰/۲ \times ۱۰^{-۳}\ s$$

تعداد بیت‌های ارسال شده تا زمانی که نتیجه‌ی وقوع برخورد به دست ایستگاه B برسد یعنی تعداد بیتی که در مدت $۲ \times T_{P(B)}$ ارسال می‌شود از رابطه‌ی زیر بدست می‌آید:

$$L_{min(B)} = T_{collision(B)} \times R = ۰/۲ \times ۱۰^{-۳}\ s \times ۴ \times ۱۰^{۶}\ bps = ۸۰۰ bit = \frac{۸۰۰ bit}{۸} = ۱۰۰\ Byte$$

به بیان دیگر داریم:

زمان	نرخ انتقال	
۱s	$R = ۴ \times ۱۰^{۶}$ bit	} ⇒
$T_{collision(B)} = ۰/۲ \times ۱۰^{-۳}$ s	$L_{min(B)}$	

$$L_{min(B)} = T_{collision(B)} \times R = ۰/۲ \times ۱۰^{-۳}\ s \times ۴ \times ۱۰^{۶}\ bps = ۸۰۰ bit = \frac{۸۰۰ bit}{۸} = ۱۰۰\ Byte$$

در یک بیان دیگر داریم:
مطابق رابطه‌ی شرط کشف تصادم در پروتکل CSMA/CD برای ایستگاه B داریم:

$$T_{F(B)} \geq ۲ \times T_{P(B)}$$

$$\frac{L_{min(B)}}{R} \geq ۲ \times \frac{D_{B(collision)}}{V}$$

$$\frac{L_{min(B)}}{R} \geq ۲ \times T_{P(B)}$$

بنابراین مطابق این رابطه، می‌توان حداقل اندازه‌ی فریم $L_{min(B)}$ را برای برقرای شرط کشف تصادم محاسبه نمود:

$$\frac{L_{min(B)}}{R} \geq ۲ \times T_{P(B)} \rightarrow \quad L_{min(B)} = ۲ \times T_{P(B)} \times R =$$

$$\rightarrow ۲ \times ۰/۱ \times ۱۰^{-۳}\ s \times ۴ \times ۱۰^{۶}\ bps = ۸۰۰ bit = \frac{۸۰۰ bit}{۸} = ۱۰۰ Byte$$

khalilifar.ir

۳۳- گزینه (۱) صحیح است.

روش‌های مدیریت کانال به دو دسته مدیریت کانال نقطه به نقطه (stop & wait، selective repeat و Go Back N) و مدیریت کانال پخش همگانی تقسیم می‌شود. روش‌های مدیریت کانال پخش همگانی به دو دسته ایستا (ثابت) و پویا (زمانی و تصادفی) تقسیم می‌شود. در روش ایستا، مالتی پلکسینگ به دو شیوه تقسیم فرکانسی (FDMA: Frequency-division multiple access) و تقسیم زمانی (TDMA: Time-division multiple access) انجام می‌شود. در این روش به هر ایستگاه یک محدوده ثابت از زمان یا پهنای باند فرکانسی اختصاص می‌یابد و ایستگاه‌ها از این محدوده و فرصت برای عمل ارسال داده استفاده می‌کنند. در صورتی که در یک شبکه، چند ایستگاه قصد ارسال داده به روی کانال مشترک (پخش همگانی) داشته باشند، باید شرایطی فراهم شود که داده‌های ارسالی توسط فرستنده‌ها در یک مدت زمان مشخص از کانال مشترک عبور کرده و به مقصد برسند. در واقع باید پهنای باند کانال مشترک بین ایستگاه‌ها به اشتراک گذاشته شود، به این عمل مالتی پلکسینگ گفته می‌شود.

صورت **سوال به این شکل است:**

کدام مورد از مشخصات پروتکل‌های تخصیص ثابت کانال مانند **TDMA** یا **FDMA** نیست؟

گزینه اول: تاخیر پایین

گزینه اول پاسخ سوال است، زیرا به طور کلی تصمیم‌گیری برای ارسال داده به دو روش **محلی** (خرد فردی) و **سراسری** (خرد جمعی یا تصمیم‌گیری مرکزی) انجام می‌شود. تصمیم‌گیری مرکزی به معنی وجود فقط یک ایستگاه مرکزی و کدخدایی نیست، بلکه به معنی همان خرد جمعی، توافق و نوبتی ارسال کردن داده‌ها است. در تصمیم‌گیری برای ارسال داده، شهردار شعور دارد یا شهردار شعور ندارد و شهروند شعور دارد یا شهروند شعور ندارد. شهردار همان سیاست‌های کانال انتقال است و شهروند همان سیاست‌های ایستگاه فرستنده است. اگر شهردار با شعور باشد، شهروند نیز به زور مجبور می‌شود که با شعور باشد و هر موقع دلش خواست داده ارسال نکند. و اگر شهروند با شعور باشد نیاز به کنترل شهردار نیست و شهردار می‌تواند بی شعور باشد. ایستگاه‌های فرستنده در روش **TDMA** به طور زوری باید باشعور باشند که این سیاست شهرداری (کانال انتقال) برای شهروندها (ایستگاه‌ها) است. یعنی ایستگاه‌ها برای ارسال داده باید صبر پیشه کنن تا نوبتشان شود که این بر اساس جبر محیط عملیاتی کانال انتقال است. پس چه همه ایستگاه‌های فرستنده داده برای ارسال داشته باشند (ترافیک زیاد) و چه همه ایستگاه‌های فرستنده داده برای ارسال نداشته باشند (ترافیک کم)، ایستگاه فرستنده در روش **TDMA** برای اینکه نوبش شود باید صبر پیشه کند و این یعنی تاخیر زمانی برای تصاحب کانال. باشعور بودن در اینجا به معنی انجام کار بر اساس خرد جمعی، توافق و نوبتی است و نه خرد فردی. پس کانال **TDMA** با شعور است و به تبع تاخیر در رسیدن نوبت دارد. نکته دیگر اینکه چه ترافیک کم باشد و چه

khalilifar.ir

ترافیک زیاد باشد، این تاخیر در رسیدن نوبت به هر ایستگاه ثابت است و تغییر نمی‌کند. در **FDMA** رسانه انتقال به چندین پهنای باند فرکانسی کوچکتر تقسیم شده و هر کدام از این قسمت‌ها (طیف فرکانسی تقسیم شده) در اختیار یک ایستگاه قرار می‌گیرد. از این پس تمام ایستگاه‌ها می‌توانند به صورت **همزمان** اطلاعات خود را با فرکانس‌های مختص به خود ارسال نمایند بدون اینکه هیچ‌گونه تداخلی بین اطلاعات ارسالی رخ دهد. پس تاخیر ندارد. صورت سوال هم از کلمه «**یا**» استفاده کرده است گفته است کدام مورد از مشخصات پروتکل‌های تخصیص ثابت کانال مانند **TDMA یا FDMA** نیست.

گزینه دوم: نرخ ثابت اختصاصی به هر نود

گزینه دوم پاسخ سوال نیست، زیرا در TDMA زمان استفاده از کانال مشترک بین چندین ایستگاه تقسیم می‌شود و هر ایستگاه می‌تواند در زمان مختص به خود به طور **غیرهمزمان** از **تمام ظرفیت کانال انتقال (ماکزیمم گذردهی که به معنی نرخ ثابت اختصاصی به هر نود)** استفاده کند. در FDMA رسانه انتقال به چندین پهنای باند فرکانسی کوچکتر تقسیم شده و هر کدام از این قسمت‌ها (**طیف فرکانسی تقسیم شده که به معنی نرخ ثابت اختصاصی به هر نود**) در اختیار یک ایستگاه قرار می‌گیرد. از این پس تمام ایستگاه‌ها می‌توانند به صورت **همزمان** اطلاعات خود را با فرکانس‌های مختص به خود ارسال نمایند بدون اینکه هیچ‌گونه تداخلی بین اطلاعات ارسالی رخ دهد.

گزینه سوم: نیاز به تصمیم‌گیری مرکزی

گزینه سوم پاسخ سوال نیست، زیرا به طور کلی تصمیم‌گیری برای ارسال داده به دو روش **محلی** (خرد فردی) و **سراسری** (خرد جمعی یا تصمیم‌گیری مرکزی) انجام می‌شود. تصمیم‌گیری مرکزی به معنی وجود یک ایستگاه مرکزی و کدخدایی نیست، بلکه به معنی همان خرد جمعی، توافق و نوبتی ارسال کردن داده‌ها است. ایستگاه‌های فرستنده در روش **TDMA** به طور زوری باید باشعور باشند و در نوبت خودشان اقدام به ارسال داده نمایند.

گزینه چهارم: امکان رسیدن به ماکزیمم گذردهی

گزینه چهارم پاسخ سوال نیست، زیرا در TDMA زمان استفاده از کانال مشترک بین چندین ایستگاه تقسیم می‌شود و هر ایستگاه می‌تواند در زمان مختص به خود به طور **غیرهمزمان** از **تمام ظرفیت کانال انتقال (ماکزیمم گذردهی)** استفاده کند. در FDMA رسانه انتقال به چندین پهنای باند فرکانسی کوچکتر تقسیم شده و هر کدام از این قسمت‌ها (طیف فرکانسی تقسیم شده) در اختیار یک ایستگاه قرار می‌گیرد. از این پس تمام ایستگاه‌ها می‌توانند به صورت **همزمان** اطلاعات خود را با فرکانس‌های مختص به خود ارسال نمایند بدون اینکه هیچ‌گونه تداخلی بین اطلاعات ارسالی رخ دهد.

khalilifar.ir

توجه: در روش پویا و تصادفی P-Aloha شهردار شعور ندارد و شهروند هم شعور ندارد و کاملا هرکی هرکی است. و هر ایستگاه هر موقع که دلش بخواهد بر اساس تصمیم‌گیری محلی و بدون خرد فردی و بدون توجه به دیگران اقدام به ارسال داده می‌کند.

توجه: در روش پویا و تصادفی S-Aloha شهردار شعور دارد (وجود سیاست slot زمانی) و شهروند هم به زور باید با شعور باشد. و هر ایستگاه بر اساس تصمیم‌گیری سراسری و با خرد جمعی در slot زمانی خودش اقدام به ارسال داده می‌کند. در این روش همچنان احتمال تصادم وجود دارد. چون ممکن است چند ایستگاه به طور همزمان داخل یک slot اقدام به ارسال داده نمایند. اما اگر ایستگاهی در یک slot اقدام به ارسال داده کرد در حین حرکت داده و تا پایان slot زمانی، ایستگاه دیگری نمی‌تواند داده ارسال کند و باید پشت slot منتظر بماند. در واقع در این روش تصادم‌های مختلف توسط مکانیزم slot کاهش یافته است.

توجه: در روش پویا و تصادفی CSMA/CD شهردار شعور ندارد اما شهروند شعور دارد و هر ایستگاه بر اساس تصمیم‌گیری محلی و با خرد فردی (CS به معنی شنود کانال) و با توجه به دیگران اقدام به ارسال داده می‌کند. در این روش همچنان احتمال تصادم وجود دارد. چون جلوی ایستگاه فرستنده شنود می‌شود و با داده مقابل ایستگاه تصادم نمی‌شود اما ممکن است با داده‌ای که از مدت‌ها قبل داخل کانال قرار گرفته است تصادم ایجاد شود. در واقع در این روش تصادم‌های مختلف توسط مکانیزم شنود کاهش یافته است.

توجه: در روش پویا و زمانی متمرکز Roll call polling، Hub polling و زمانی توزیع شده Token ring شهردار شعور دارد (وجود سیاست نوبت گردشی) و شهروند هم به زور باید با شعور باشد. و تصادم هم اصلا وجود ندارد و صفر است. ضمن اینکه اگر ایستگاهی داده‌ای برای ارسال نداشته باشد ظرفیت کانال هدر نمی‌رود و نوبت به ایستگاه بعدی داده می‌شود.

توجه: در روش ایستا TDMA شهردار شعور دارد (وجود سیاست تقسیم زمانی) و شهروند هم به زور باید با شعور باشد. و تصادم هم اصلا وجود ندارد و صفر است. ضمن اینکه اگر ایستگاهی داده‌ای برای ارسال نداشته باشد ظرفیت کانال هدر می‌رود و نوبت به ایستگاه بعدی داده نمی‌شود.

توجه: در بار ترافیکی زیاد، مکانیزم زمانی (متمرکز Roll call polling، Hub polling و توزیع شده Token ring) نرخ گذردهی بیشتری نسبت به مکانیزم تصادفی دارد. چون در ترافیک زیاد همه ایستگاه‌ها اقدام به ارسال داده می‌کنند که در مکانیزم تصادفی مدام تصادم می‌شود و سیستم بیشتر درگیر ارسال مجدد داده‌هایی است که قبلا ارسال شده اما بر اثر تصادم از بین رفته است و این یعنی هدر رفت عمر و زمان و پهنای باند و به تبع کاهش گذردهی است. اما در مکانیزم زمانی تصادم همیشه صفر است که باعث افزایش گذردهی می‌شود. ولی باید منتظر باشند تا نوبتشان شود. که این انتظار کمی عامل کاهش گذردهی هم هست.

توجه: در بار ترافیکی کم، مکانیزم زمانی (متمرکز Roll call polling، Hub polling و توزیع شده

khalilifar.ir

Token ring) نرخ گذردهی کمتری نسبت به مکانیزم تصادفی دارد. چون در ترافیک کم همه ایستگاه‌ها اقدام به ارسال داده نمی‌کنند که در مکانیزم تصادفی تصادم کم می‌شود ضمن اینکه منتظر هم نمی‌شوند تا نوبتشان شود به تبع افزایش گذردهی است. اما در مکانیزم زمانی تصادم همیشه صفر است که باعث افزایش گذردهی می‌شود. ولی باید منتظر باشند تا نوبتشان شود. که این انتظار کمی عامل کاهش گذردهی هم هست.

توجه: در بار ترافیکی چه کم و چه زیاد، مکانیزم زمانی تاخیر بیشتری نسبت به مکانیزم تصادفی دارد چون نوبتی است. در ترافیک زیاد این تاخیر بیشتر هم می‌شود چون هم باید منتظر اتمام ارسال داده‌های هر ایستگاه بود هم اینکه نوبت برسد. مثل آسانسوری که هم صبر کنیم مسافران در هر طبقه پیاده شوند و هم اینکه صبرکنیم آسانسور به سمت ما حرکت کند تا نوبتمان شود.

توجه: سربار پروتکلی و پیچیدگی پیاده‌سازی مکانیزم زمانی بیشتر از مکانیزم تصادفی است چون مکانیزم زمانی تصمیم‌گیری سراسری با خرد جمعی باپیچیدگی پیاده‌سازی بیشتر دارد ولی مکانیزم تصادفی تصمیم‌گیری محلی با خرد فردی و گاها بدون خرد فردی دارد.

توجه: سازمان سنجش آموزش کشور، در کلید اولیه و نهایی خود، گزینه اول را به عنوان پاسخ اعلام کرده بود.

۳۴- گزینه () صحیح است.

اطلاعات صورت سوال برای حل مسئله کافی نیست.

توجه: سازمان سنجش آموزش کشور، در کلید اولیه خود ابتدا گزینه دوم را به عنوان پاسخ اعلام کرده بود، سپس در کلید نهایی نظر خود را عوض کرد و سوال را حذف کرد، که کار درستی بوده است.

۳۵- گزینه (۳) صحیح است.

به طور کلی روابط S-ALOHA به صورت زیر است:

$$U_{S-ALOHA} = Ge^{-G} \qquad G^{Max}_{S-ALOHA} = ۱ \qquad U^{Max}_{S-ALOHA} = ۰/۳۶۸ = ۳۶/۸\%$$

G : تعداد تلاش‌ها برای ارسال فریم‌ها توسط ایستگاه‌ها در زمان اسلات (T_{slot}).

توجه: مطابق تعریف، مقدار G برابر است با تعداد تلاش‌ها برای ارسال فریم‌ها توسط ایستگاه‌ها در زمان یک اسلات (T_{slot})، بنابراین مطابق این تعریف برای محاسبه مقدار G داریم:

درخواست	زمان
۱	T_{slot}
$M\lambda$	G

$$\rightarrow G = M\lambda T_{slot}$$

که M برابر تعداد ایستگاه‌ها و λ برابر تعداد فریم‌های ارسالی هر ایستگاه در واحد زمان می‌باشد.

توجه: S-ALOHA فقط حالت اول و حالت دوم تصادم را دارد. زیرا زمانی که فریمی در حال

khalilifar.ir

حرکت در کانال است، در یک اسلات تا به مقصد برسد، فریم دیگری در کانال قرار نمی‌گیرد، در واقع بقیه پشت اسلات می‌مانند.

توجه: مسئله تصادم حالت سوم در روش S-ALOHA توسط مکانیزم اسلات زمانی حل می‌گردد.

مطابق فرض سوال متوسط گذردهی سیستم slotted aloha با N نود فعال وقتی N عدد بسیار بزرگی است برابر e^{-1} یا همان $\frac{1}{e}$ است، به صورت زیر:

$$U_{\text{slotted ALOHA}} = Ge^{-G} = e^{-1} = \frac{1}{e} \rightarrow G = M\lambda T_{slot} = 1$$

یعنی تمامی ایستگاه‌ها (روی هم) به طور میانگین ۱ درخواست در هر برش زمانی تولید می‌کنند که همان G است.

همچنین مطابق فرض سوال گفته شده است که اگر نیمی از نودهای فعال حذف شوند یعنی M بشود $\frac{M}{2}$ درحالی که احتمال ارسال بسته در نودهای باقی‌مانده تغییر نکند، گذردهی سیستم (throughput) جدید کدام است؟

که به صورت زیر داریم:

$$G = M'\lambda T_{slot} = \frac{M}{2}\lambda T_{slot} = \frac{1}{2}M\lambda T_{slot} = \frac{1}{2}(M\lambda T_{slot}) = \frac{1}{2}$$

$$U_{\text{slotted ALOHA}} = Ge^{-G} = \frac{1}{2}e^{-\frac{1}{2}}$$

جهت درک حل مسئله به روش احتمالاتی به مثال زیر از کتاب مرجع کوروس راس دقت نمایید:

مثال: فرض کنید ۴ گره فعال A ، B ، C و D وجود دارند که درحال رقابت برای دستیابی به یک کانال با استفاده از الگوریتم slotted aloha هستند. همچنین فرض نمایید که هر گره تعداد نامحدودی بسته برای فرستادن دارد. هر گره سعی دارد که در هر slot زمانی با احتمال P داده ارسال کند. به عبارت دیگر احتمال ارسال بسته توسط هر یک از گره‌ها در یک slot زمانی برابر P است.

الف) احتمال اینکه ارسال گره A موفق شود، چقدر است؟

پاسخ: یعنی یک گره خاص (مثلا گره A) یک ارسال موفق در یک slot زمانی داشته باشد.

P_A = احتمال ارسال موفق گره A = (ارسال A) × (عدم ارسال B) × (عدم ارسال C) × (عدم ارسال D)

$$P_A = P \times (1-P) \times (1-P) \times (1-P)$$

$$P_A = P \times (1-P)^{N-1}$$

ب) گذردهی این سیستم ۴ گره‌ای چقدر است؟

پاسخ: گذردهی یعنی یکی از گره‌ها (مثلا گره A یا B یا C یا D) یک ارسال موفق در یک slot زمانی داشته باشد که برای N گره داریم:

khalilifar.ir

$$\text{Throughput}_{\text{slotted aloha}} = \left(P \times (1-P)^{N-1}\right) + \left(P \times (1-P)^{N-1}\right) + \left(P \times (1-P)^{N-1}\right) + \left(P \times (1-P)^{N-1}\right)$$

$$\text{Throughput}_{\text{slotted aloha}} = N \times P \times (1-P)^{N-1}$$

فرض کنید N ایستگاه در حال رقابت برای تصاحب کانال هستند و احتمال اینکه یک ایستگاه فریم اطلاعاتی خود را ارسال نماید برابر با P می‌باشد، همان‌طور که قبلاً مطرح شد، زمانی یک ایستگاه می‌تواند فریم داده خود را صحیح و موفق ارسال نماید که در آن زمان هیچ ایستگاه دیگری اقدام به ارسال داده نکند. بنابراین احتمال اینکه یک ایستگاه انتقال انجام دهد و دیگر ایستگاه‌ها انتقال داده انجام ندهند برابر با $P \times (1-P)^{N-1}$ می‌باشد و $\binom{N}{1}$ راه مختلف برای توزیع این احتمال بین تمام ایستگاه‌ها وجود دارد که در نتیجه احتمال موفقیت براساس توزیع هندسی برابر خواهد بود با:

$$P_{\text{success}} = \text{Throughput}_{\text{slotted aloha}} = \binom{N}{1} \times P \times (1-P)^{N-1} = N \times P \times (1-P)^{N-1}$$

زمانی می‌توان ادعا کرد که احتمال موفقیت به حداکثر (ماکزیمم مقدار) رسیده است که تمام N ایستگاه به یک اندازه از احتمال ارسال فریم داده برخوردار باشند، در واقع زمانی به حداکثر احتمال موفقیت می‌رسند که هر ایستگاه، احتمال ارسال داده به اندازه $P = \frac{1}{N}$ داشته باشد، برای رسیدن به مقدار $\frac{1}{N}$ کافیست از رابطه P_{success} نسبت به P مشتق گرفته شود و برابر صفر قرار داده شود تا مقدار نقطه ماکسترم بدست آید. بنابراین حداکثراحتمال موفقیت از رابطه زیر بدست می‌آید (به جای P، مقدار $\frac{1}{N}$ قرار داده شده است):

$$P_{\text{success}} = \text{Throughput}_{\text{slotted aloha}} = N \times \frac{1}{N} \times \left(1 - \frac{1}{N}\right)^{N-1} = \left(1 - \frac{1}{N}\right)^{N-1} \underset{N \to \infty}{=} e^{-1} = \frac{1}{e}$$

توجه: مقدار N را به سمت بی نهایت $N \to \infty$ میل دادیم، چون صورت سوال گفته است، وقتی N عدد بسیار بزرگی است.

توجه: صورت سوال هم گفته است متوسط گذردهی سیستم slotted aloha با N نود وقتی N عدد بسیار بزرگی است برابر e^{-1} بسته در بازه زمانی است که در حالت حداکثر احتمال موفقیت (ماکزیمم مقدار) به همین مقدار هم رسیدیم.

حال مطابق فرض سوال، اگر نیمی از نودهای فعال حذف شوند درحالی که احتمال ارسال بسته در نودهای باقی‌مانده تغییر نکند یعنی همان $P = \frac{1}{N}$، گذردهی سیستم (throughput) جدید کدام است؟

$$\text{Throughput(new)}_{\text{slotted aloha}} = \frac{N}{2} \times \frac{1}{N} \times \left(1 - \frac{1}{N}\right)^{\frac{N}{2}-1} = \frac{1}{2} \times \left(1 - \frac{1}{N}\right)^{\frac{N}{2}-1} \underset{N \to \infty}{=} 1^{\infty}$$

khalilifar.ir

توجه: می‌دانیم که ۱^{∞}حالت مبهم است و باید رفع ابهام شود.

چرا یک به توان بینهایت مبهم است؟ زیرا می‌تواند برابر با مقادیر مختلفی باشد. حدهای زیر را ببینید:

$$\lim_{x\to\infty}\left(۱+\frac{۱}{x^{۲}}\right)^{x}=۱$$

$$\lim_{x\to\infty}\left(۱+\frac{۱}{x}\right)^{x}=e$$

$$\lim_{x\to\infty}\left(۱+\frac{۱}{\ln x}\right)^{x}=\infty$$

در واقع بین پایه و توان رقابت است. پایه می‌خواهد به سمت یک میل کند و توان به سمت بی‌نهایت که سه حالت به وجود می آید:

۱- اگر رشد پایه به سمت یک سریعتر از رشد توان به سمت بینهایت باشد، حاصل حد به سمت یک میل می‌کند.

۲- اگر رشد توان بیشتر از رشد پایه به سمت یک باشد، حد برابر با بینهایت می شود.

۳- در زمانی که رشد پایه به سمت یک با رشد توان به سمت بینهایت برابر است، حاصل عدد برابر با عدد نپر یا همان e است.

$$\text{Throughput(new)}_{\text{slotted aloha}}=\frac{N}{۲}\times\frac{۱}{N}\times\left(۱-\frac{۱}{N}\right)^{\frac{N}{۲}-۱}=\frac{۱}{۲}\times\left(۱-\frac{۱}{N}\right)^{\frac{N}{۲}-۱}=۱^{\infty}$$

$$N\to\infty$$

توجه: می‌دانیم که ۱^{∞} حالت مبهم و باید به صورت زیر رفع ابهام شود.

روش اول رفع ابهام:

$$(۱+u)^{v}\simeq e^{uv}$$

$$\left(۱-\frac{۱}{N}\right)^{\frac{N}{۲}-۱}\simeq e^{-\frac{۱}{N}\left(\frac{N}{۲}-۱\right)}$$

$$=e^{-\frac{۱}{۲}+\frac{۱}{N}}$$

$$N\to\infty$$

$$=e^{-\frac{۱}{۲}+۰}=e^{-\frac{۱}{۲}}$$

رابطه نهایی پس از رفع ابهام به صورت زیر است:

khalilifar.ir

$$\text{Throughput(new)}_{\text{slotted aloha}} = \frac{N}{۲} \times \frac{۱}{N} \times \left(۱ - \frac{۱}{N}\right)^{\frac{N}{۲}-۱} = \frac{۱}{۲} \times \left(۱ - \frac{۱}{N}\right)^{\frac{N}{۲}-۱} \underset{N \to \infty}{\simeq} \frac{۱}{۲} \times e^{-\frac{۱}{۲}}$$

بنابراین پُر واضح است که گزینه سوم پاسخ سوال است.

روش دوم رفع ابهام:

فرض کنید $u \to ۰$ و $v \to \infty$ و $y = (۱+u)^v$ باشد. بنابراین $\text{Ln}\, y = v\, \text{Ln}(۱+u)$

همچنین با استفاده از **بسط مک لورن** می‌دانیم که:

$\text{Ln}(۱+u) \simeq u$ پس $\text{Ln}\, y \simeq v.u$ پس $y \simeq e^{uv}$

اکنون با توجه به روابط بالا داریم:

$$(۱+u)^v \simeq e^{uv}$$

که در آن $u \to ۰$ و $v \to \infty$ است.

پس با فرض $u = -\frac{۱}{N}$ و $v = \frac{N}{۲} - ۱$ و $N \to \infty$ نیز خواهیم داشت:

$$\left(۱ - \frac{۱}{N}\right)^{\frac{N}{۲}-۱} \simeq e^{-\frac{۱}{N}\left(\frac{N}{۲}-۱\right)} = e^{-\frac{۱}{۲}+\frac{۱}{N}} \underset{N \to \infty}{\simeq} e^{-\frac{۱}{۲}+۰} = e^{-\frac{۱}{۲}}$$

رابطه نهایی پس از رفع ابهام به صورت زیر است:

$$\text{Throughput(new)}_{\text{slotted aloha}} = \frac{N}{۲} \times \frac{۱}{N} \times \left(۱ - \frac{۱}{N}\right)^{\frac{N}{۲}-۱} = \frac{۱}{۲} \times \left(۱ - \frac{۱}{N}\right)^{\frac{N}{۲}-۱} \underset{N \to \infty}{\simeq} \frac{۱}{۲} \times e^{-\frac{۱}{۲}}$$

بنابراین پُر واضح است که گزینه سوم پاسخ سوال است.

برای محاسبه تعداد متوسط تکرارهایی که می‌گذرد تا یک ایستگاه از بین N ایستگاه بتواند بالاخره کانال را با موفقیت بدست بگیرد از رابطه **امید ریاضی** استفاده می‌شود :

$$E(x) = \frac{۱}{P_{\text{success}}} = \frac{۱}{\frac{۱}{e}} = e$$

توجه: $e = ۲/۷۱۸$ (عدد نپر) می‌باشد.

توجه: سازمان سنجش آموزش کشور، در کلید اولیه خود ابتدا گزینه دوم را به عنوان پاسخ اعلام نمود، سپس در کلید نهایی نظر خود را عوض کرد و گزینه سوم را به عنوان پاسخ اعلام کرد، که عمل درستی را انجام داده است.

khalilifar.ir

تست‌های تألیفی فصل چهارم

۱- تکنولوژی FDM در کدام تکنولوژی انتقال مصداق دارد؟

۱) Point to Point ۲) broadcast ۳) Static ۴) Dynamic

۲- زیر لایه MAC چه وظیفه‌ای را بر عهده دارد؟

۱) نحوه دسترسی به کانال
۲) سرویس‌دهی به لایه شبکه
۳) کنترل خطا
۴) هیچکدام

۳- در روش Slotted Aloha هر اسلات معادل .....

۱) زمان لازم برای دریافت فریم
۲) زمان صبر تصادفی
۳) زمان لازم برای ارسال یک فریم
۴) زمان لازم برای ارسال یک سگمنت

۴- در کدام روش بهره‌وری از کانال بیشتر است؟

۱) PAloha ۲) Aloha ۳) SAloha ۴) گزینه‌های (۱) و (۳)

۵- مزیت CSMA نسبت به ALOHA چیست؟

۱) عدم برخورد
۲) گوش دادن به کانال قبل از ارسال
۳) گوش دادن به کانال بعد از ارسال
۴) عدم ارسال فریم توسط چند فرستنده به صورت همزمان

۶- زمان‌بندی در کدام روش CSMA انجام می‌شود؟

۱) CSMA مصر ۲) CSMA غیر مصر ۳) CSMA/CD ۴) P-Persistant

۷- کدام گزینه ترتیب مراحل انجام پروتکل CSMA/CD را نشان می‌دهد؟

۱) رقابت ـ ارسال ـ بازه بیکاری
۲) بازه بیکاری ـ ارسال ـ رقابت
۳) ارسال ـ بازه بیکاری ـ رقابت
۴) رقابت ـ بازه بیکاری ـ ارسال

۸- کدام یک از روش‌های زیر مختص شبکه‌های بی‌سیم است؟

۱) Pure Aloha ۲) CSMA/CA ۳) CSMA/CD ۴) CSMA مصر

۹- در روش CSMA/CA اگر ایستگاهی قصد ارسال فریمی را داشته باشد ابتدا چه عملی را انجام می‌دهد؟

۱) به کانال گوش می‌دهد.
۲) یک فریم RTS ارسال می‌کند.
۳) یک فریم CTS ارسال می‌کند.
۴) فریم خود را مستقیماً ارسال می‌کند.

khalilifar.ir

۱۰- در روش MACAW برای اینکه مشکلات ناشی از نویز کم شود از چه راهکاری استفاده می‌شود؟

۱) تقسیم فریم‌ها به قطعات Frag
۲) استفاده از تکرارکننده
۳) استفاده از فریم CTS
۴) استفاده از فریم RTS

۱۱- سرعت شبکه‌های Thin Ethernet به ..... می‌رسد.

۱) ۱۰۰ Mbps ۲) ۸ Mbps ۳) ۱ Mbps ۴) ۱۰ Mbps

۱۲- انواع شبکه‌های 802.3 را نام ببرید؟

۱) Thick ،Thin
۲) broad band ،base band
۳) Ethernet ،DIX
۴) هیچکدام

۱۳- شبکه‌های base band مبتنی بر سیگنال ..... و شبکه‌های broad band مبتنی بر سیگنال ..... هستند.

۱) آنالوگ، دیجیتال
۲) دیجیتال، آنالوگ
۳) آنالوگ، آنالوگ
۴) دیجیتال، دیجیتال

۱۴- مشخصات زیر مربوط به کدام استاندارد اترنت است؟

سرعت: ۱۰۰Mbps، توپولوژی = star، واسط میانی = switch

۱) ۱۰۰۰ BaseT ۲) ۱۰۰۰ Base5 ۳) ۱۰۰ BaseT ۴) ۱۰۰ BaseFx

۱۵- کدام گزینه بیانگر تفاوت Hub و Switch است؟

۱) سوئیچ قابلیت بافر کردن ندارد ولی هاب می‌تواند.
۲) سوئیچ broadcast نمی‌کند ولی هاب broadcast می‌کند.
۳) کانال‌هائی که از هاب استفاده می‌کنند Haif duplex است ولی سوئیچ از کانال‌های Full duplex استفاده می‌کند.
۴) گزینه‌های (۲) و (۳)

۱۶- نام دیگر مدل ۱۰۰۰BaseT ..... می‌باشد.

۱) Giga bit Ethernet
۲) Fast Ethernet
۳) Ethernet
۴) 802.3

۱۷- در اترنت از کدام پروتکل استفاده می‌شود؟

۱) Aloha ۲) CSMA مصر ۳) CSMA/CA ۴) CSMA/CD

---

khalilifar.ir

۱۸- کدبندی منچستر دارای چند سطح است؟

۱) ۳ سطح ۲) ۲ سطح ۳) ۱ سطح ۴) ۴ سطح

۱۹- کدام گزینه اشکال روش منچستر را بیان می‌کند؟

۱) پیچیدگی زیاد ۲) احتمال برخورد

۳) پهنای باند بیشتری نیاز دارد. ۴) عدم تشخیص خطا

۲۰- در الگوریتم عقب‌گردنمائی اگر برخورد چهاردهم رخ بدهد الگوریتم چه کاری انجام می‌دهد؟

۱) عدد صفر را تولد و در برش زمان ضرب می‌کند.

۲) یک عدد بین صفر تا هفت تولید و در برش زمان ضرب می‌کند.

۳) یک عدد بین صفر تا ۱۰۲۳ تولید و در برش زمان ضرب می‌کند.

۴) هیچکدام

۲۱- در فرمول $u = \frac{p}{p + \frac{2T}{A}}$، $2T$ و P به ترتیب عبارتند از :

۱) زمان تأخیر بازگشتی، احتمال ارسال

۲) زمان رفت و برگشت، احتمال عدم ارسال

۳) زمان لازم برای کشف خطا، احتمال ارسال

۴) گزینه‌های (۱) و (۳)

۲۲- در پروتکل اترنت حداقل طول فریم و حداکثر طول فریم چقدر است؟

۱) ۶۴ بایت، ۵۰۰ بایت ۲) ۶۴ بیت، ۱۵۰۰ بیت

۳) ۵۰۰ بایت، ۶۴ بایت ۴) ۶۴ بایت، ۱۵۰۰ بایت

۲۳- اگر پرارزش‌ترین بیت در آدرس مقصد فریم اترنت صفر باشد به چه معنی است؟

۱) به معنی ارسال unicast ۲) به معنی ارسال broadcast

۳) به معنی ارسال multicast ۴) به معنی عدم ارسال

۲۴- استاندارد Token Bus به چه نامی معروف است؟

۱) 802.5 ۲) 802.11 ۳) 802.4 ۴) 802.2

۲۵- از مزیت‌های روش توکن باس می‌توان به کدام مورد اشاره کرد؟

۱) عدم رقابت کامپیوترها ۲) سرعت بسیار بالا

۳) سادگی ۴) عدم برخورد فریم‌های داده

khalilifar.ir

۲۶- فیلد CF در فریم توکن باس چه چیزی را مشخص می‌کند؟

۱) شروع فیلد داده ۲) شناسه‌ای برای فریم داده
۳) شناسه‌ای برای فریم توکن ۴) کشف خطا

۲۷- واسط میانی استفاده شده در استاندارد 802.5 چیست؟

۱) هاب ۲) MAU ۳) سوئیچ ۴) بدون واسط میانی

۲۸- در پروتکل توکن رینگ هر کامپیوتر کد اولویت خود را در چه فیلدی از فریم وارد می‌کند؟

۱) AC ۲) CRC ۳) FS ۴) FC

۲۹- در فریم توکن رینگ اگر مقدار فیلد FS به ترتیب برابر A=۱، C=۱ باشد آنگاه می‌توان تشخیص داد که :

۱) گیرنده فریم را گرفته ولی کپی نکرده ۲) گیرنده فریم را تحویل نگرفته و کپی نکرده
۳) گیرنده فریم را نگرفته ولی کپی کرده ۴) گیرنده فریم را تحویل گرفته و کپی کرده

۳۰- آیا در پروتکل Token Ring فیلد آدرس مبدأ و مقصد دارای مقدار هستند؟

۱) بله ۲) خیر
۳) ممکن است داشته باشد. ۴) در شرایط مختلف، متفاوت است.

۳۱- در پروتکل توکن رینگ از چه روش کدبندی استفاده می‌شود؟

۱) منچستر ۲) NRZ ۳) منچستر تفاضلی ۴) تک‌قطبی

۳۲- در شبکه‌های FDDI به دلیل استفاده از دو حلقه، ..... بالا می‌رود.

۱) سرعت انتقال ۲) تحمل خطا ۳) ترافیک شبکه ۴) پهنای باند

۳۳- از کدام تکنولوژی به عنوان ستون فقرات شبکه استفاده می‌شود؟

۱) FDDI ۲) CDDI ۳) Token Bus ۴) Token Ring

۳۴- در شبکه‌هایی که از استاندارد 802.11 استفاده می‌کنند چه نوع کانالی مورد استفاده قرار می‌گیرد؟

۱) Full duplex ۲) Simplex ۳) Haif duplex ۴) گزینه‌های (۱) و (۲)

۳۵- در کدام روش از ۷۹ کانال که هرکدام دارای پهنای باند ۱MHZ است استفاده می‌شود؟

۱) FHSS ۲) DSS ۳) OFDM ۴) OFDM جدید

۳۶- از تکنیک Spread Spectrum در ..... استفاده می‌شود و پهنای باند را بین ..... تقسیم می‌کند.

khalilifar.ir

۱) OFDM، تمامی ایستگاه‌ها ۲) DSS، تمامی ایستگاه‌ها
۳) DSS، دو ایستگاه ۴) OFDM، دو ایستگاه

۳۷- در تکنولوژی‌های HR-DSS و OFDM به ترتیب از چه مدولاسیونی استفاده می‌شود؟
۱) تغییر فاز، QAM ۲) QAM، تغییر فاز
۳) PSk ،FSk ۴) FSK ،PSk

۳۸- استاندارد شبکه‌های PAN چیست؟
۱) 802.11 ۲) 802.3 ۳) 802.11a ۴) 802.15.1

۳۹- Repeater در لایه ..... کار می‌کند و مفهوم MAC address را متوجه .....
۱) فیزیکی، می‌شود ۲) فیزیکی، نمی‌شود ۳) پیوند داده، می‌شود ۴) پیوند داده، نمی‌شود

۴۰- هاب هوشمند در چه لایه‌ای کار می‌کند و به چه دلیلی ترافیک شبکه را کم می‌کند؟
۱) لایه فیزیکی، داشتن بافر ۲) لایه فیزیکی، broadcast
۳) لایه فیزیکی، جلوگیری از broadcast ۴) لایه پیوند داده، جلوگیری از broadcast

---

۴۱- یک شبکه که از پروتکل اترنت و یک شبکه که از پروتکل توکن رینگ استفاده می‌کنند را چگونه می‌توان به هم متصل کرد؟
۱) توسط هاب ۲) توسط سوئیچ ۳) توسط پل ۴) توسط MAU

۴۲- الگوریتم STA در پل‌های نامرئی چه عملی را انجام می‌دهد؟
۱) از broadcast جلوگیری می‌کند.
۲) ترافیک شبکه را از بین می‌برد.
۳) فریم‌ها را قطعه قطعه می‌کند.
۴) از سرگردانی فریم‌ها در حلقه جلوگیری می‌کند.

۴۳- مسیریاب‌ها بسته‌ها را چگونه مسیریابی می‌کنند؟
۱) از طریق IP ۲) از طریق MAC ۳) از طریق WAN ۴) هیچکدام

۴۴- کدام سیستم عامل دارای قابلیت مسیریابی نیست؟
۱) Windows Server 2003 ۲) DOS
۳) Linux ۴) گزینه‌های (۱) و (۲)

۴۵- کدام گزینه مشخصات استاندارد ۱۰BaseT را بیان می‌کند؟
۱) رسانه انتقال: کابل کوآکسیال، توپولوژی: باس

khalilifar.ir

۲) رسانه انتقال: کابل UTP، توپولوژی: ستاره‌ای
۳) رسانه انتقال: کابل کوآکسیال، توپولوژی: ستاره‌ای
۴) رسانه انتقال: فیبر نوری، توپولوژی: باس

۴۶- استاندارد 802.11g از پهنای باند ..... و نرخ انتقال ..... استفاده می‌کند.

۱) ۲/۴GH و ۵۴Mbps ۲) ۱۱GH و ۵۴Mbps
۳) ۲/۴GH و ۴۵Mbps ۴) ۲/۴GH و ۲Mbps

۴۷- آدرس کارت‌های شبکه چند بایتی هستند؟

۱) ۴ بایت ۲) ۱۶ بایت ۳) ۲ بایت ۴) ۶ بایت

۴۸- کدام استاندارد از پروتکل CSMA/CD و توپولوژی Bus استفاده می‌کند؟

۱) IEEE 802.3 ۲) IEEE 802.11 ۳) IEEE 802.5 ۴) IEEE 802.11g

۴۹- در روش کدبندی منچستر عدم ارسال اطلاعات توسط کدام ولتاژ مشخص می‌شود؟

۱) ولتاژ ۵ ۲) ولتاژ ۱ ۳) ولتاژ ۵- ۴) ولتاژ ۰

۵۰- کابل thin Coaxial حداکثر برای چه فاصله‌ای می‌تواند استفاده شود؟

۱) ۵۰۰ متر ۲) ۱۸۵ متر ۳) ۱۰۰ متر ۴) ۲۰۰ متر

۵۱- کدام گزینه تفاوت CSMA غیرمصر و CSMA مصر را مشخص می‌کند؟

۱) احتمال برخورد در پروتکل CSMA غیر مصر کمتر است.
۲) احتمال برخورد در پروتکل CSMA مصر کمتر است.
۳) تأخیر ارسال در پروتکل CSMA مصر کمتر است.
۴) گزینه‌های (۱) و (۲)

۵۲- کدام پروتکل قبل از ارسال فریم، کانال را بررسی می‌کند و در صورت کشف خطا اطلاعـات را دوباره ارسال می‌کند؟

۱) ALOHA ۲) SLOTTED ALOHA
۳) CSMA/CD ۴) ETHERNET

۵۳- کدام استاندارد از پروتکل توکن رینگ استفاده می‌کند؟

۱) 802.11 ۲) 802.5 ۳) 802.3 ۴) 802.15

---

khalilifar.ir

۵۴- استاندارد IEEE 802.11 معادل کدام شبکه است؟

۱) Ethernet ۲) Token bus ۳) Token Ring ۴) wireless

۵۵- کدام پروتکل دائماً کانال را برای ارسال اطلاعات کنترل می‌کند؟

۱) CSMA مصر ۲) CSMA/CD ۳) CSMA غیرمصر ۴) Aloha

۵۶- از شبکه های ..... برای اتصال شبکه های LAN به یکدیگر و انتقال سریع اطلاعات استفاده می‌شود.

۱) MAN ۲) Token Ring ۳) FDDI ۴) Bus

۵۷- در پروتکل Slotted Aloha امکان برخورد در کدام مرحله ارسال وجود دارد؟

۱) ابتدای ارسال ۲) انتهای ارسال ۳) قبل از ارسال ۴) برخورد رخ نمی‌دهد.

۵۸- واسط میانی استفاده شده در پروتکل Token Ring چه نام دارد؟

۱) Hub ۲) Switch ۳) AP ۴) Mau

۵۹- رسانه انتقال استفاده شده در استاندارد IEEE 802.5 چیست؟

۱) هوا ۲) زوج سیم ۳) فیبر نوری ۴) کابل کوآکسیال

۶۰- استفاده از واسط میانی کدام ویژگی را به همراه دارد؟

۱) سرعت بالا
۲) امنیت
۳) قابلیت اطمینان بالا
۴) پهنای باند بالا

۶۱- در شبکه‌های Token Ring گاهی ممکن است با وجود اینکه یک کامپیوتر توکن را در اختیار گرفته ولی نمی‌تواند اطلاعات خود را ارسال کند. دلیل عدم ارسال اطلاعات چیست؟

۱) Mau از کار افتاده است.
۲) کانال دچار مشکل شده
۳) ترافیک شبکه بالاست.
۴) اولویت داده‌ها کمتر از بقیه است.

۶۲- تعداد پیچش سیم‌ها در کدام نوع UTP بیشتر است؟

۱) Cat1 ۲) CaT2 ۳) Cat3 ۴) Cat6

۶۳- در شبکه‌ها آدرس مبدأ ..... و آدرس مقصد ..... می‌تواند باشد.

۱) unicast ،unicast
۲) unicast ،multicast
۳) unicast ،unicast یا multicast
۴) multicast ،multicast

---

khalilifar.ir

۶۴- کدام عبارت صحیح است؟

۱) switch فریم را به تمامی پورت‌ها ارسال می‌کند.

۲) Hub می‌تواند آدرس مقصد را تشخیص داده و به پورت همان کامپیوتر ارسال کند.

۳) switch فریم را تنها به پورت مقصد ارسال می‌کند و سرعتش بالاتر از Hub است.

۴) گزینه‌های (۱) و (۲)

۶۵- حداکثر تلاش‌های ارسال فریم در صورت برخورد در روش CSMA/CD چند بار است؟

۱) ۱۶ بار ۲) $2^{n}-1$ ۳) ۸ بار ۴) ۱۰ بار

۶۶- وجود کدام عامل مانع از ایجاد برخورد در پروتکل توکن رینگ می‌شود؟

۱) hub ۲) نوع توپولوژی ۳) نوع رسانه ۴) توکن

۶۷- کدام گزینه از وظایف لایه پیوند داده نیست؟

۱) مسیریابی ۲) فریم‌بندی ۳) انتقال داده ۴) گزینه‌های (۱) و (۳)

۶۸- در شبکه‌ای از پروتکل توکن رینگ با سرعت ۶mbps و زمان THT که برابر ۱۰msec است استفاده می‌شود. اندازه بزرگترین فریمی که می‌توان ارسال کرد چقدر است؟

۱) ۶×۱۰^{۴} bit ۲) ۶byte ۳) ۶۰۰۰ byte ۴) ۶ bit

۶۹- فریم توکن ..... می‌باشد.

۱) ۲ بایت ۲) ۳ بایت ۳) ۶ بایت ۴) ۴ بایت

۷۰- تکرارگر در کدام لایه کار می‌کند؟

۱) فیزیکی ۲) شبکه ۳) انتقال ۴) کاربرد

۷۱- Repeater چه عملی را روی فریم‌ها انجام می‌دهد؟

۱) فریم‌ها را ترمیم می‌کند. ۲) فریم‌ها را تکرار می‌کند.

۳) فریم‌ها را کدبندی می‌کند. ۴) هیچکدام

۷۲- در کدام توپولوژی از Hub استفاده می‌شود؟

۱) Bus ۲) Ring ۳) Star ۴) Mesh

۷۳- مزیت هاب هوشمند نسبت به هاب معمولی چیست؟

۱) از پخش فریم جلوگیری می‌کند.

۲) فریم را تقویت می‌کند.

khalilifar.ir

۳) آدرس گیرنده را تشخیص داده و فریم را باز می‌کند.
۴) گزینه‌های (۱) و (۳)

۷۴- هاب هوشمند در کدام لایه کار می‌کند؟

۱) فیزیکی ۲) پیوند داده ۳) شبکه ۴) فیزیکی و شبکه

۷۵- دو هاب را می‌توان توسط ..... به یکدیگر متصل کرد.

۱) پورت uplink ۲) توپولوژی خاص
۳) کابل Coax ۴) گزینه‌های (۲) و (۳)

۷۶- برای حل مشکل چرخش فریم در پل‌ها از چه الگوریتمی استفاده می‌شود؟

۱) TransParent ۲) Sta ۳) Ospf ۴) Arb

۷۷- در فریم ARB چه چیزی قرار دارد؟

۱) آدرس فرستنده ۲) آدرس bridge ۳) آدرس گیرنده ۴) حجم فریم

۷۸- مسیریاب‌ها در دو نوع ..... و ..... وجود دارند.

۱) پخشی و غیرپخشی
۲) دارای جداول مسیریابی و بدون جداول مسیریابی
۳) نرم‌افزاری و سخت‌افزاری
۴) هیچکدام

۷۹- آدرس‌دهی در مسیریاب با استفاده از ..... انجام می‌گیرد.

۱) IP ۲) MAC ۳) فریم ۴) اترنت

۸۰- مسیریاب‌ها در چه لایه‌ای کار می‌کنند؟

۱) فیزیکی ۲) شبکه ۳) پیوند داده ۴) انتقال

۸۱- کدام وسیله قادر است بین پروتکل‌های متفاوت سازگاری ایجاد کند؟

۱) Repeater ۲) Hub ۳) Bridge ۴) Router

---

khalilifar.ir

پاسخ تست‌های تألیفی فصل چهارم

۱- گزینه (۳) صحیح است.

۲- گزینه (۱) صحیح است.

۳- گزینه (۳) صحیح است.

۴- گزینه (۳) صحیح است.

۵- گزینه (۲) صحیح است.

۶- گزینه (۴) صحیح است.

۷- گزینه (۱) صحیح است.

۸- گزینه (۲) صحیح است.

۹- گزینه (۲) صحیح است.

۱۰- گزینه (۱) صحیح است.

۱۱- گزینه (۴) صحیح است.

۱۲- گزینه (۲) صحیح است.

۱۳- گزینه (۲) صحیح است.

۱۴- گزینه (۳) صحیح است.

۱۵- گزینه (۴) صحیح است.

۱۶- گزینه (۱) صحیح است.

۱۷- گزینه (۴) صحیح است.

۱۸- گزینه (۱) صحیح است.

۱۹- گزینه (۳) صحیح است.

۲۰- گزینه (۳) صحیح است.

۲۱- گزینه (۱) صحیح است.

۲۲- گزینه (۴) صحیح است.

khalilifar.ir

۲۳- گزینه (۱) صحیح است.

۲۴- گزینه (۳) صحیح است.

۲۵- گزینه (۴) صحیح است.

۲۶- گزینه (۳) صحیح است.

۲۷- گزینه (۲) صحیح است.

۲۸- گزینه (۱) صحیح است.

۲۹- گزینه (۴) صحیح است.

۳۰- گزینه (۳) صحیح است.

۳۱- گزینه (۳) صحیح است.

۳۲- گزینه (۲) صحیح است.

۳۳- گزینه (۱) صحیح است.

۳۴- گزینه (۳) صحیح است.

۳۵- گزینه (۱) صحیح است.

۳۶- گزینه (۳) صحیح است.

۳۷- گزینه (۱) صحیح است.

۳۸- گزینه (۴) صحیح است.

۳۹- گزینه (۲) صحیح است.

۴۰- گزینه (۴) صحیح است.

۴۱- گزینه (۳) صحیح است.

۴۲- گزینه (۴) صحیح است.

۴۳- گزینه (۱) صحیح است.

۴۴- گزینه (۲) صحیح است.

۴۵- گزینه (۲) صحیح است.

۴۶- گزینه (۱) صحیح است.

khalilifar.ir

۴۷- گزینه (۲) صحیح است.

۴۸- گزینه (۱) صحیح است.

۴۹- گزینه (۴) صحیح است.

۵۰- گزینه (۲) صحیح است.

۵۱- گزینه (۱) صحیح است.

۵۲- گزینه (۳) صحیح است.

۵۳- گزینه (۲) صحیح است.

۵۴- گزینه (۴) صحیح است.

۵۵- گزینه (۱) صحیح است.

۵۶- گزینه (۳) صحیح است.

۵۷- گزینه (۱) صحیح است.

۵۸- گزینه (۴) صحیح است.

۵۹- گزینه (۲) صحیح است.

۶۰- گزینه (۳) صحیح است.

۶۱- گزینه (۴) صحیح است.

۶۲- گزینه (۴) صحیح است.

۶۳- گزینه (۳) صحیح است.

۶۴- گزینه (۳) صحیح است.

۶۵- گزینه (۱) صحیح است.

۶۶- گزینه (۴) صحیح است.

۶۷- گزینه (۱) صحیح است.

۶۸- گزینه (۱) صحیح است.

با توجه به سرعت کامپیوتر یعنی ۶Mbps (در هر ثانیه ۶۰۰۰ بیت ارسال می‌کند) خواهیم داشت:

khalilifar.ir

۱ ثانیه	۶۰۰۰۰۰ بیت	
$۱۰^{-۲}$ ثانیه	x	$\Rightarrow x = ۶\times۱۰^{۴}\,bit$

۶۹- گزینه (۲) صحیح است.

۷۰- گزینه (۱) صحیح است.

۷۱- گزینه (۲) صحیح است.

۷۲- گزینه (۳) صحیح است.

۷۳- گزینه (۴) صحیح است.

۷۴- گزینه (۲) صحیح است.

۷۵- گزینه (۱) صحیح است.

۷۶- گزینه (۲) صحیح است.

۷۷- گزینه (۳) صحیح است.

۷۸- گزینه (۳) صحیح است.

۷۹- گزینه (۱) صحیح است.

۸۰- گزینه (۲) صحیح است.

۸۱- گزینه (۴) صحیح است.

khalilifar.ir

۵ لایه شبکه

همان‌طور که در فصل اول بیان شد، لایه شبکه سومین لایه از مدل OSI می‌باشد. می‌توان گفت تا زمانی که تعدادی شبکه به یکدیگر متصل نباشند و با هم ارتباط برقرار نکنند، نمی‌توان به توانایی‌ها و قابلیت‌های شبکه به درستی دست یافت.
به اتصال بین شبکه‌ها و تشکیل شبکه‌های بزرگ اصطلاحاً شبکه‌بندی گفته می‌شود، وظیفه لایه شبکه مدیریت این امر است. در واقع زمانی که چند شبکه به هم متصل می‌شوند، لایه شبکه است که وظیفه دارد بسته های داده را به مقصد هدایت کند و از ازدحام آنها در شبکه جلوگیری نماید. همچنین مدیریت ارتباط یک شبکه با اینترنت از وظایف این لایه است. در ادامه به شرح کامل وظایف لایه شبکه خواهیم پرداخت.

اتصال بین شبکه‌ها

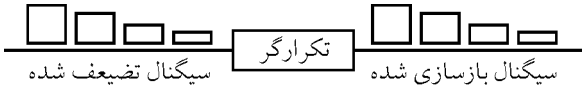
برای برقراری شبکه‌ها در گستردگی جغرافیایی زیاد و همچنین اتصال بین شبکه‌ها از ابزارهایی که در ادامه شرح داده خواهند شد، استفاده می‌شود.
سوئیچینگ در ادبیات شبکه‌های کامپیوتری عبارتست از «فرآیند دریافت یک واحد داده‌ی دارای هویت، از یکی از کانال‌های ورودی و هدایت آن بر روی کانال خروجی مناسب، به نحوی که به سوی مقصد نهایی خود نزدیک و رهنمون شود.» هر ابزاری که چنین رفتاری را از خود نشان بدهد به طور عام یک «سوئیچ» است، با این دیدگاه تمام دستگاه‌های زیر را می‌توان یک ابزار سوئیچ نامید :

تکرارگر (Repeater)

همان‌طور که در فصل دوم بیان شد، یکی از پدیده‌های مخرب در ارسال اطلاعات پدیده تضعیف می‌باشد. در صورتی که فاصله فرستنده و گیرنده از یکدیگر زیاد باشد، ممکن است داده ارسالی در بین مسیر دچار افت سطح سیگنال شود و داده دریافتی در سمت گیرنده با داده ارسالی فرستنده متناقض باشد. برای رفع این مشکل از تکرارگر استفاده می‌شود. تکرارگر دستگاهی است که در

khalilifar.ir

میان مسیر بین فرستنده و گیرنده قرار می‌گیرد و اطلاعات دریافتی از سمت فرستنده را بدون توجه به محتوا، دوباره با شدت اولیه ارسال می‌کند، این عمل باعث می‌شود بتوان حداکثر فاصله بین ایستگاه‌ها را افزایش داد. توجه داشته باشید ممکن است بین دو ایستگاه چند تکرارگر وجود داشته باشد. در واقع تکرارکننده ابزاری است مخابراتی که سیگنال دیجیتال ورودی را دریافت کرده و پس از تشخیص صفر و یک‌ها آن‌ها را از نو در خروجی خود، به صورت یک سیگنال دیجیتال عاری از نویز و بدون تضعیف، باز تولید می‌کند. تکرارکننده‌ها هیچ درکی از «فریم»، «بسته» و حتی «بایت» ندارند و صرفاً با مفهوم «بیت» و سطوح ولتاژ آشنا هستند. هرگاه یک سیگنال حامل پیام، در طی مسیر دچار تضعیف یا نویز شود، قبل از آنکه این تضعیف و نویز باعث غرق و غیر قابل تشخیص شدن بیت‌ها گردد باید سیگنال را به شکل اصلی و پرتوان خود باز تولید کرد. به عنوان مثال در اترنت، برای افزایش طول کابل باید در میانه‌ی کانال به دلیل پدیده تضعیف یک تکرارگر قرار داد. حال مدل لایه‌ای شبکه‌های کامپیوتری را به خاطر بیاورید. طبعاً با تعریفی که از تکرارگر ارائه شد قطعاً می‌توان به این نتیجه رسید که تکرارگر فقط لایه اول (لایه فیزیکی) را پیاده‌سازی کرده است و بیشتر از یک گیرنده و فرستنده‌ی بیت چیزی نیست. با این توصیف می‌توان تکرارگر را یک سوئیچ لایه یک تلقی کرد، هر چند کسی علاقه‌ی چندانی به کاربرد این تعبیر ندارد! تکرارگر غیر هوشمندترین دستگاه سوئیچ در دنیای شبکه‌های کامپیوتری است!



☜ ***نکته:*** تکرارگر می‌توان برای اتصال دو شبکه با پروتکل‌های یکسان استفاده کرد. مانند اتصال دو قطعه شبکه محلی اترنت (IEEE ۸۰۲/۳) به دلیل محدودیت طول کابل ناشی از پدیده تضعیف.

هاب (Hub)

هاب دستگاهی است که برای متصل کردن کامپیوترها در توپولوژی ستاره‌ای و متصل کردن چند شبکه به یکدیگر در توپولوژی ترکیبی استفاده می‌شود. هاب با دریافت فریم داده از سمت فرستنده، آن را روی تمام پورت‌های خود قرار می‌دهد تا به ایستگاه گیرنده برسد. همان‌طور که مشخص است با این عمل ترافیک یک کانال بر روی کانال‌هایی قرار می‌گیرد که فقط یکی از آنها به گیرنده مرتبط است و در این صورت بدون هیچ دلیلی تمام کانال‌ها اشغال می‌شود. این بحث در زمانی که از هاب برای اتصال چند شبکه استفاده می‌شود، بسیار مشکل‌ساز است و در واقع حتی زمانی که یک ایستگاه در شبکه‌ای برای ایستگاهی در همان شبکه داده ارسال می‌کند، فریم داده آن باز هم به وسیله هاب به تمام شبکه‌های متصل انتقال می‌یابد.

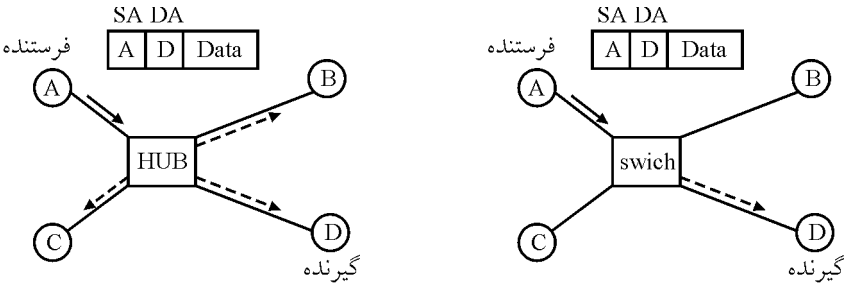
هاب‌ها به دو دسته هاب‌های غیر فعال و هاب‌های فعال تقسیم می‌شود. هاب‌های غیرفعال با دریافت فریم داده از سمت فرستنده فقط آن را بروی پورت‌های دیگر خود قرار داده و با این عمل

khalilifar.ir

داده‌ها را منتقل می‌سازد. ولی هاب‌های فعال با دریافت فریم داده از سمت فرستنده آن را با قدرت و شدت اولیه تولید می‌کنند و در واقع به جز اینکه وظیفه برقراری ارتباط را انجام می‌دهند مانند یک تکرارگر نیز عمل می‌کنند. با استفاده از هاب‌های فعال می‌توان حداکثر فاصله دو ایستگاه را به دو برابر افزایش داد. هاب نیز یک سوئیچ لایه یک به شمار می‌آید و از اطلاعات سرآیند فریم (مثل آدرس‌های مبدأ و مقصد) به هیچ وجه استفاده نمی‌کند. در واقع هاب مثل تکرارگر یک ابزار غیر هوشمند است و فقط بیت‌ها را می‌شناسد!

سوئیچ (Switch)

همانطور که گفته شد، یک هاب با دریافت فریم داده، بدون توجه به محتوا، آن را بروی تمام پورت‌های مرتبط به خود قرار می‌دهد و با این کار باعث انتقال ترافیک یک کانال به دیگر کانال‌ها می‌شود. سوئیچ دستگاهی است شبیه به هاب که می‌تواند بین چند ایستگاه در یک شبکه ارتباط برقرار کند، اما تفاوت آن با هاب در این است که با دریافت یک فریم، فیلد آدرس مقصد آن را بررسی می‌کند و فریم را روی کانالی که به مقصد می‌رسد قرار می‌دهد، با این کار از انتقال بی دلیل ترافیک بروی کانال‌هایی که به مقصد منتهی نمی‌شوند جلوگیری می‌کند. واژه «سوئیچ» در کلام یک متخصص شبکه یک معنای خاص دارد و اشاره آن به سخت افزاری است که فریم‌های اطلاعاتی تولید شده توسط کارت شبکه را گرفته و پس از پردازش سرآیند فریم و بررسی آدرس‌های MAC، آن‌ها را به سوی پورت خروجی مناسب هدایت می‌کند. سوئیچ در درون دارای پردازنده است و فریم‌های ورودی یا خروجی را بافر می‌کند. بدین نحو می‌تواند در هدایت فریم ها هوشمندی به خرج دهد و کنترل بیشتری را اعمال کند. از آن جایی که سوئیچ‌ها با فریم‌ها کار می‌کنند و به محتویات سرآیند آن نیاز دارند لذا بیت ها پس از دریافت در لایه فیزیکی بایستی تحویل لایه بالاتر یعنی لایه پیوند داده شود تا پردازش‌های لازم بر روی سرآیند فریم انجام گیرد. از این دیدگاه یک سوئیچ ابزاری است که در لایه دوم کار می‌کند.



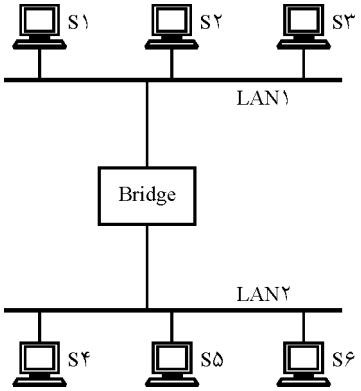
پل (Bridge)

زمانی‌که تعداد ایستگاه‌های متصل به یک شبکه‌ی محلی از تعداد متعارف بیشتر می‌شود به علت حجم زیاد انتقال اطلاعات، شبکه اشباع خواهد شد. در واقع با زیاد شدن حجم ترافیک قرار گرفته روی LAN، پدیده تأخیر و برخورد افزایش یافته و کارایی کانال پائین می‌آید. برای کنترل اشباع

khalilifar.ir

می‌توان یک شبکه را به چند بخش تقسیم و برای ارتباط بین این بخش‌ها از دستگاهی به نام پُل استفاده نمود. پُل ابزاری است که دو یا چند شبکه محلی را به هم متصل می‌کند. شبکه هایی که از طریق پل به هم وصل می‌شوند می‌توانند همگون، دارای لایه فیزیکی و پیوند داده مشابه (مانند اترنت) و یا غیر همگون، دارای لایه فیزیکی و پیوند داده متفاوت (مانند، اترنت، بی‌سیم و توکن رینگ) باشند. پل‌ها نیز شبیه به سوئیچ بر اساس آدرس‌های درج شده در سرآیند فریم‌ها کار می‌کنند و ملاک هدایت فریم‌ها آدرس‌های MAC است نه چیز دیگر! بنابراین پل نیز ابزاری است که در لایه دوم کار می‌کند و می‌توان آن را« سوئیچ لایه دوم» نامید.

پل با دریافت فریم داده از ایستگاهی در یکی از شبکه‌های متصل به خود، آدرس مقصد آن را بررسی می‌کند و در صورتی که مقصد فریم در شبکه‌های دیگر متصل به پل باشد، فریم داده را بروی کانال مرتبط به شبکه مقصد منتشر می‌کند. اگر پل با دریافت فریم داده و بررسی آدرس مقصد فریم دریابد که مقصد فریم داده در همان شبکه مبدأ می‌باشد یعنی ایستگاه فرستنده و گیرنده، متصل به یک LAN هستند، از قرار دادن فریم داده به روی کانال‌های دیگر خودداری می‌کند و در واقع با این کار از انتشار بی دلیل ترافیک یک LAN بر روی LANهای دیگر اجتناب می‌کند و در این صورت کارایی کل شبکه بالا می‌رود. به شکل زیر توجه کنید :



پُل فریم‌ها را بر اساس آدرس MAC بین دو شبکه محلی منتقل می‌کند.

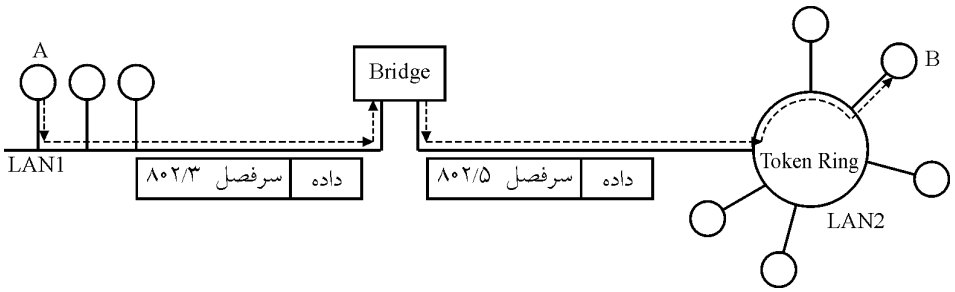
با توجه به شکل بالا دو LAN که توسط یک پُل با هم مرتبط شده‌اند را در نظر بگیرید فرض کنید ایستگاه S۱ قصد دارد برای ایستگاه S۲ داده‌ای ارسال کند، بعد از اقدام به ارسال فریم داده، پل ارتباط‌دهنده LAN۱ و LAN۲ فریم داده را دریافت می‌کند و با بررسی آدرس مقصد فریم درمی‌یابد که هر دو ایستگاه S۱ و S۲ متصل به یک LAN هستند و از انتشار فریم داده روی LAN۲ خودداری می‌کند، در این صورت اگر همزمان در LAN۲ نیز ایستگاه S۵ برای ایستگاه S۶ داده ارسال کند در یک زمان دو عمل انتقال انجام پذیرفته است و از ظرفیت کانال به خوبی استفاده شده است. اکنون فرض کنید ایستگاه S۱ قصد ارسال داده برای ایستگاه S۴ دارد. زمانی که

khalilifar.ir

فریم داده ارسالی S۱ توسط پل دریافت می‌شود، پل اقدام به بررسی آدرس مقصد می‌نماید و چون مقصد را در LAN۲ می‌یابد اقدام به انتشار فریم داده به روی LAN۲ می‌نماید، با این کار هر دو LAN اشغال می‌شوند. در کل می‌توان اینگونه بیان کرد که هر چه انتقال اطلاعات بین ایستگاه‌های متصل به یک LAN صورت بگیرد و در واقع انتقال اطلاعات محلی باشد، از ظرفیت کل شبکه بهتر استفاده می‌شود.

☜ ***نکته:*** سوئیچ نیز همانند پل قادر است دو یا چند شبکه همنوع (اترنت) را به هم پیوند بزند و فریم‌ها را بین آن‌ها مبادله نماید، از این دیدگاه «پل» و «سوئیچ» فرقی با هم ندارند و متخصصین شبکه این دو را معادل یکدیگر می‌دانند. تنها نکته‌ای که پل را از سوئیچ متمایز می‌کند آن است که پل‌ها می‌توانند دو شبکه غیر همنوع (مثل بی‌سیم و اترنت) را به هم متصل کرده و عملیات تغییر و تبدیل فریم‌ها و نهایتاً هدایت آن‌ها را انجام بدهند، بدین ترتیب پل می‌تواند عملکردی بالاتر از سوئیچ از خود نشان بدهد.

همان‌طور که بیان شد، پل‌ها قابلیت برقراری ارتباط بین دو شبکه با لایه فیزیکی و لایه پیوند داده متفاوت را دارند. بنابراین برای رد و بدل یک فریم داده بین شبکه های با لایه پیوند داده متفاوت باید فریم داده یک شبکه را به فریم داده سازگار با پروتکل‌های شبکه دیگر تبدیل نمایند. به شکل زیر توجه کنید :



با توجه به شکل بالا درمی‌یابید که دو LAN با پروتکل‌های 802.3 (اترنت) و 802.5 (توکن رینگ) توسط یک پل به هم متصل شدند، در صورتی که ایستگاه A از LAN۱ فریم داده‌ای برای ایستگاه B از LAN۲ ارسال نماید، پل ارتباط‌دهنده بین دو LAN با دریافت فریم داده ارسالی A که دارای سرفصل 802.3 می‌باشد، سرفصل مذکور را حذف و سرفصل 802.5 را جایگزین می‌کند (در واقع داده اترنت را به فریم داده توکن رینگ تبدیل می‌کند) و بعد از آن فریم بدست آمده را روی LAN۲ قرار می‌دهد تا بدست ایستگاه B برسد.

مسیر یاب (Router)

انتقال بسته‌های اطلاعاتی بین کامپیوترهای فرستنده و گیرنده با توجه به آدرس‌های منطقی (IP) را مسیریابی (Routing) می‌نامند که این وظیفه بر عهده‌ی مسیریاب است. مسیریاب که گاه از آن به

khalilifar.ir

عنوان سوئیچ لایه سوم یاد می‌شود با سوئیچ لایه دوم تفاوت بنیادی دارد. در ادامه‌ی همین فصل خواهید دید که در درون فیلد داده از هر فریم، یک بسته (Packet) جاسازی می‌شود که برای خود دارای سرآیند خاص و آدرس‌های جهانی و استاندارد است. وقتی بسته‌ای از طریق یکی از خطوط ورودی وارد مسیریاب می‌شود بیت به بیت از لایه اول (لایه فیزیکی) عبور کرده و در لایه‌ی دوم (لایه پیوند داده) تبدیل به فریم می‌شود اما به جای آنکه فرآیند هدایت فریم در همین لایه و بر اساس آدرس‌های Mac انجام شود ابتدا سرآیند و ته آیند آن حذف و بخش بسته (packet) آن جهت پردازش‌های آتی به لایه بالاتر (لایه‌ی شبکه) تحویل داده می‌شود. این قطعه داده که توسط لایه سوم (لایه شبکه) از ماشین مبدأ سازماندهی و تولید شده، شناسه‌ی جهانی خود را به همراه دارد و هویت دقیق و جهانی خود و آدرس مقصدش را مشخص می‌کند. لایه‌ی شبکه مسیریاب آدرس‌های موجود در سرآیند این «بسته» را پردازش کرده و بر اساس آدرس جهانی مقصد (IP مقصد)، برای آن یک مسیر خروجی مناسب محاسبه و انتخاب می‌نماید. در بخش های آتی به تفصیل در خصوص مسیریابی و جزئیات پروتکل IP خواهیم پرداخت.

مسیریاب می‌تواند بسته‌های داده را بین شبکه‌های مختلف جابه‌جا کند. در شبکه‌ها از دو نوع مسیریاب استفاده می‌شود :

۱- **مسیریاب ایستا** : این مسیریاب ها نمی‌توانند مسیرها را تشخیص دهند و ارتباط بین شبکه ها را کشف کنند، از این رو بایستی جدول مسیریابی از پیش و به شکل دستی برای آنها فراهم شود.

۲- **مسیریاب پویا** : این مسیریاب ها با توجه به اطلاعات موجود در بسته های داده و همچنین استفاده از الگوریتم‌هایی که در ادامه فصل شرح داده خواهد شد و با مبادله اطلاعات بین یکدیگر اقدام به شناسایی مسیرهای جدید و بهینه می‌کنند.

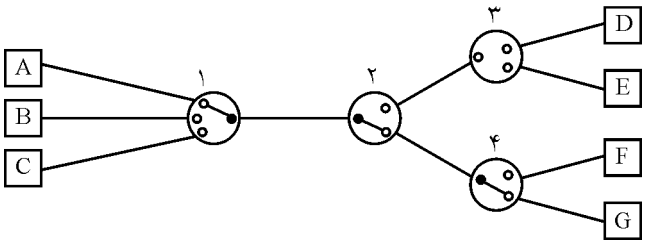
سوئیچینگ

زمانی که قصد برپاسازی یک شبکه بزرگ را داشته باشیم که دارای تعداد بسیار زیادی ایستگاه باشد به علت دشواری در مدیریت کانال‌های بزرگ نمی‌توان از توپولوژی‌های مخصوص پخش همگانی در آن استفاده نمود. در مقابل استفاده از توپولوژی نقطه به نقطه به علت فزونی تعداد کانال‌ها باعث به وجود آوردن هزینه زیاد در برپاسازی شبکه خواهد شد، در حالی که در اکثر مواقع بیشتر کانال‌ها خالی هستند.

بهترین راه برای برپاسازی شبکه‌های بزرگ استفاده از شبکه‌های سوئیچ می‌باشد. سوئیچ دستگاهی است با n ورودی و m خروجی که می‌تواند در مواقع لزوم یک ارتباط بین یکی از کانال های ورودی و یکی از کانال‌های خروجی خود برقرار کند.

شکل زیر مثالی برای یک شبکه سوئیچ می‌باشد :

khalilifar.ir



فرض کنید ایستگاه A قصد ارسال داده برای ایستگاه G را دارد، در این صورت سوئیچ‌های ۱ و ۲ و ۴، مسیر بین ایستگاه A و G را همانند شکل بالا برقرار می‌کنند.

در کل چهار روش سوئیچینگ وجود دارد :

۱- سوئیچینگ مداری (Circuit Switching)

۲- سوئیچینگ پیغامی (Message Switching)

۳- سوئیچینگ بسته‌ای (Packet Switching)

۴- سوئیچینگ مدار مجازی (Virtual Circuit Switching)

۱- سوئیچینگ مداری

در سوئیچینگ مداری، قبل از آنکه تبادل داده آغاز شود، ابتدا یک مسیر (مدار) بین فرستنده و گیرنده تنظیم می‌شود که کل تبادل داده تا آخر، از طریق همان مسیر صورت می‌گیرد. این مسیر، تنها به فرستنده و گیرنده اختصاص داده می‌شود و ارتباط دیگری به طور معمول حق استفاده از آن را نخواهد داشت.

☜ ***نکته:*** در سوئیچینگ مداری حتی اگر فرستنده و گیرنده با همدیگر داده‌ای مبادله نکنند، تا زمانی که مسیر را آزاد نکنند، آن مسیر اشغال باقی خواهد ماند.

مثال: در یک تماس تلفنی زمانی که شما مشغول صحبت هستید، اگر فرد دیگری با شما تماس بگیرد، بوق اشغال خواهد شنید، ضمن اینکه حتی اگر کسی پشت تلفن شما فوت کند! و یا اصلاً حرفی هم نزند، خط شما همچنان اشغال باقی خواهد ماند تا زمانی که شما گوشی را در جای خود قرار داده و یا تماس را قطع کنید.

☜ ***نکته:*** فاز ایجاد مدار اولیه زمان‌بر است. ضمناً در سوئیچینگ مداری، داده‌ها، بدون آنکه نیاز به بسته‌بندی داشته باشند، به صورت جریانی از بیت‌ها (bit stream) انتقال می‌یابند.

☜ ***نکته:*** سوئیچینگ مداری از به اشتراک گذاشتن خطوط ارتباطی، پشتیبانی چندانی نمی‌کند. اما در عوض به خاطر همین موضوع، می‌تواند کارایی و به طورکلی کیفیت سرویس را تضمین کند. به عنوان مثال می‌تواند با توجه به فاصله و سرعت موجود، ارسال داده را در یک بازه زمانی مشخص تضمین دهد. البته این گونه هم نیست که در سوئیچینگ مداری اصلاً امکان به اشتراک‌گذاری وجود نداشته باشد. روش‌های FDM و TDM که قبل از این مطالعه شد، روش‌هایی

khalilifar.ir

هستند که در سوئیچینگ مداری برای اشتراک گذاری از آن استفاده می‌شود.

سؤال: کدام گزینه در مورد سوئیچینگ مداری درست نیست؟

۱) این روش از اشتراک گذاری پشتیبانی چندانی نمی‌کند.

۲) نمی‌تواند کارایی (مانند زمان تحویل بسته‌ها) را تضمین کند.

۳) حتی اگر داده‌ای مبادله نشود، خط ارتباطی تا زمان آزاد نشدن، اشغال باقی می‌ماند.

۴) قبل از آنکه تبادل داده آغاز شود، ابتدا یک مسیر بین فرستنده و گیرنده تنظیم می‌شود.

پاسخ: گزینه (۲) صحیح است.

از آنجا که خط رزرو شده به طور معمول برای یک ارتباط استفاده می‌شود، امکان محاسبه زمان مورد نیاز برای ارسال داده با تخمین مناسبی با استفاده از رابطه $T_P = \frac{D}{V}$ وجود دارد. لذا کارایی در سوئیچینگ مداری به طور معمول تضمین می‌شود.

مزایای سوئیچینگ مداری

۱- عدم ایجاد ازدحام به دلیل وجود مسیر فیزیکی اختصاصی

۲- تخمین حداکثر تأخیر و کیفیت سرویس به دلیل وجود مسیر فیزیکی اختصاصی

۳- مرتب رسیدن داده‌ها (جریان بیتی)

۴- تضمین پهنای باند مشخص به دلیل وجود مسیر فیزیکی اختصاصی

معایب سوئیچینگ مداری

۱- تأخیر برقراری مدار $T_{\text{setup connection}}$

۲- اتلاف پهنای باند

☜ ***نکته:*** گاهی زمان برقراری مدار (ارتباط) از چند میلی ثانیه تا چند ده ثانیه طول می‌کشد که این زمان از دیدگاه شبکه‌های کامپیوتری قابل قبول نیست و یک کامپیوتر می‌تواند در این زمان تلف شده هزاران هزار بیت را منتقل کند، به همین دلیل سوئیچینگ مداری در دنیای شبکه های کامپیوتری طرفدار ندارد.

۲- سوئیچینگ پیغامی

هر پیغام برای خود موجودیت مستقلی به شمار می‌رود. لذا این امکان وجود دارد که داده‌ها خارج از نوبت دریافت شوند. ضمن اینکه هر پیغام دارای اطلاعات مربوط به آدرس بوده که در هر سوئیچ، از این اطلاعات برای تصمیم گیری ارسال به سوئیچ بعدی استفاده می‌شود. هر پیغام قبل از ارسال در سوئیچ ذخیره شده و پس از آن ارسال می‌شود (store & forward).

شناسه ای که به ابتدای پیام اضافه می‌شود شامل آدرس گیرنده و آدرس فرستنده پیام است و مرکز سوئیچ موظف است، پیام را کاملاً دریافت کرده و آن را در حافظه خود ذخیره کند. سپس بر

khalilifar.ir

اساس آدرس گیرنده، کانال مناسب خروجی (منتهی به مقصد) را برای آن انتخاب کرده و آن را به سمت مرکز سوئیچ بعدی هدایت کند تا نهایتاً با تکرار این روند، پیام به ایستگاه مقصد برسد. مرکز سوئیچ نهایی که به ایستگاه گیرنده متصل است پیام‌های رسیده برای هر ایستگاه را بافر کرده و به ترتیب و بر حسب اولویت برای آن‌ها ارسال می‌نماید. بر خلاف روش مداری، در این روش هیچ ایستگاهی مجبور نیست قبل از ارسال پیام، اقدام به برقراری یک مسیر فیزیکی با گیرنده نماید و به محض آماده شدن داده‌ها برای ارسال، آن‌ها را به سوی مرکز سوئیچ متصل به آن، ارسال می‌کند و بنابراین زمان «تنظیم مسیر فیزیکی» که بسیار وقت‌گیر است، حذف خواهد شد. در ضمن کانال بین دو ایستگاه اشغال نخواهد شد و تمام ایستگاه‌ها می‌توانند برای یکدیگر پیام بفرستند. اگر دو پیام از دو ایستگاه متفاوت برای یک ایستگاه واحد ارسال شود، پس از دریافت و نگهداری در حافظه مرکز سوئیچ، به ترتیب برای آن ایستگاه ارسال خواهد شد.

☜ ***نکته:*** همان‌طور که اشاره شد، مسیریاب ابتدا منتظر می‌ماند تا کل پیغام را دریافت کند و پس از حصول اطمینان از سالم بودن، آن را ارسال می‌کند. در غیر این صورت و در صورت تشخیص خطا، پیغام مجدداً ارسال می‌شود. از آن‌جا که سوئیچینگ پیغام هر پیغام را در گره‌های میانی ذخیره می‌کند، تأخیر کل ارسال انتها به انتها، به طول پیغام و تعداد گره‌های میانی وابسته است. هر گره میانی می‌تواند به نوبه خود باعث افزایش تأخیر به میزان حداقل تأخیر انتقال ورودی یا خروجی‌اش شود. دقت کنید که گره‌ها به علت استفاده از تکنولوژی‌های متفاوت، می‌توانند تأخیرهای انتقال متفاوتی با همدیگر داشته باشند. علاوه بر تأخیر انتقال باید تأخیر انتشار را که به موجب طی کردن مسیر حاصل می‌شود نیز در نظر داشت.

این روش یک عیب اساسی دارد: «عدم محدودیت طول پیام»

اگر هر مرکز سوئیچ موظف باشد پیام‌های مربوط به ایستگاه‌ها را کاملاً دریافت و سپس آن را به سمت مسیری مناسب هدایت کند، بدون آنکه هیچ محدودیتی بر روی طول پیام وجود داشته باشد، اشکالات عمده زیر پدید می‌آید :

۱- هر مرکز سوئیچ باید فضای حافظه بسیار زیادی داشته باشد تا وقتی با حجم انبوه پیام ایستگاه‌ها مواجه می‌شود بتواند آنها را ذخیره کند و پیام‌ها از دست نروند. حتی ممکن است به دلیل عدم محدودیت روی طول پیام، مرکز سوئیچ در لحظاتی با کمبود حافظه مواجه شده و مجبور شود از فضای حافظه جانبی (مثل دیسک سخت) استفاده کند که سرعت انتقال پیام را از مبدأ به مقصد، به شدت کاهش خواهد داد.

۲- در صورت بروز حتی یک بیت خرابی در پیام (ناشی از خطای کانال)، حجم بسیار زیادی از داده‌ها باید مجدداً ارسال شوند.

۳- چون هر مرکز سوئیچ موظف است کل پیام را دریافت کرده و سپس آن را به کانال مناسب هدایت نماید، لذا تأخیر رسیدن پیام زیاد خواهد شد، چرا که اگر زمان دریافت یک پیام بزرگ t

khalilifar.ir

ثانیه باشد و در مسیر بین مبدأ و مقصد n مرکز سوئیچ واقع شده باشد. کل تأخیر معادل n.t ثانیه خواهد بود. برای پیام‌های بزرگ این زمان بسیار زیاد خواهد شد، مثلاً اگر طول پیام، یک مگابایت باشد و زمان دریافت این پیام در هر مرکز سوئیچ جمعاً ۵ ثانیه باشد، برای گذر از ۱۰ مرکز سوئیچ در طول مسیر، ۵۰ ثانیه تأخیر ایجاد می‌شود که بسیار زیاد است و می‌توان آن را کاهش داد.

مزایای سوئیچینگ پیغامی

۱- عدم اتلاف پهنای باند

کانال‌های داده می‌توانند ما بین ارتباطات مختلف به اشتراک گذاشته شوند و در نتیجه استفاده بهینه‌تری از پهنای باند شود.

۲- پیغام‌ها می‌توانند در زمانی که تراکم و ازدحام شبکه بالا می‌رود، موقتاً در سوئیچ‌ها ذخیره شوند. (کنترل ازدحام)

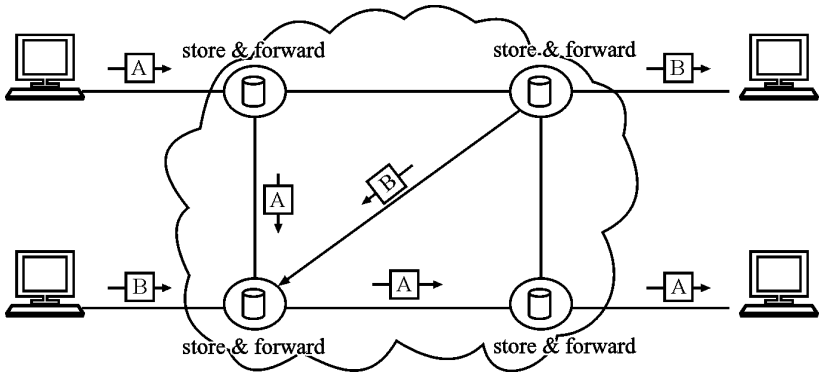
معایب سوئیچینگ پیغامی

۱- ازدحام، به دلیل عدم وجود مسیر فیزیکی اختصاصی

۲- عدم تضمین داشتن پهنای باند مشخص، به دلیل عدم وجود مسیر فیزیکی اختصاصی

۳- عدم کیفیت سرویس (مدت زمان ارسال (تأخیر))، به دلیل عدم وجود مسیر فیزیکی اختصاصی

☜ ***نکته:*** هر چند در سوئیچینگ پیغامی زمانی برای ایجاد مسیری بین فرستنده و گیرنده صرف نمی‌شود. اما با این حال سرعت آن کم‌تر از سوئیچینگ مداری می‌باشد.



سوئیچینگ پیغامی

۳ـ سوئیچینگ بسته‌ای (داده‌گرام)

مشکلات ناشی از عدم محدودیت طول پیام، باعث شد که در روش‌های جدید بر روی اندازه پیام ارسالی محدودیت گذاشته شود و ایستگاه‌ها اجازه نداشته باشند در هر بار ارسال، کل پیام بزرگ را یکجا بفرستند، بلکه موظفند آن را به قطعات کوچکتری به نام «بسته» تقسیم کرده و ضمن اضافه کردن اطلاعات لازم برای بازسازی اصل پیام به هر بسته، آنها را به طور جداگانه به مرکز سوئیچ

khalilifar.ir

ارسال کنند. مثلاً ایستگاهی که تمایل دارد پیامی شامل یک مگابایت اطلاعات را برای یک ایستگاه دیگر بفرستد می‌تواند آن را به هزار بسته تقسیم کرده و آن‌ها را به صورت مستقل و پی در پی ارسال نماید. تمام ایستگاه ها موظفند طبق مکانیزمی بسته‌ها را شماره گذاری کنند تا امکان بازسازی اصل پیام وجود داشته باشد.

مجموع تأخیر در روش سوئیچینگ بسته کمتر از روش سوئیچینگ پیام خواهد بود، چون مراکز سوئیچینگ پس از دریافت کامل یک بسته قادرند به طور همزمان ضمن ادامه دریافت بسته‌های بعدی، بسته فعلی را روی کانال مناسب هدایت کنند، به دلیل «هم پوشانی» یا overlap زمان‌هایی که مرکز سوئیچ باید معطل بماند تا بسته بعدی دریافت شود، تأخیر کل کاهش چشمگیری داشته است. این عمل جلوه‌ای از «موازی‌سازی» در ارسال بسته‌های اطلاعاتی به شمار می‌رود.

☜ ***نکته:*** در سوئیچینگ بسته با توجه به محدود بودن طول بسته‌ها :

اول اینکه: فضای حافظه مورد نیاز برای هر مرکز سوئیچ قابل تخمین و قابل تأمین خواهد بود.

دوم اینکه: در صورت بروز خطا در یک بسته، فقط بخش ناچیزی از کل پیام خراب شده و ارسال مجدد خواهد شد.

مزایای سوئیچینگ بسته‌ای

۱- عدم اتلاف پهنای باند

در این روش، هیچ مسیر اختصاصی به فرستنده و گیرنده تعلق نمی‌گیرد، بلکه کلیه مسیرها مابین ارتباطات مختلف به اشتراک گذاشته می‌شوند. در نتیجه استفاده بهینه‌تری از پهنای باند می‌شود.

۲- بسته‌ها می‌توانند در زمانی که تراکم و ازدحام شبکه بالا می‌رود، موقتاً در سوئیچ‌ها ذخیره شوند. (کنترل ازدحام)

۳- پشتیبانی مؤثر از ترافیک‌های با نرخ بیت متغیر

ترافیک با نرخ بیت متغیر بدین معنی است که شبکه در یک زمان داده زیادی برای ارسال دارد و در زمان دیگری داده برای ارسال ندارد، از آنجا که در سوئیچینگ بسته‌ای هیچ مسیر اختصاصی و با نرخ بیت ثابت وجود ندارد، بنابراین به همان اندازه‌ای پهنای باند برای ارسال اختصاص داده می‌شود که نیاز دارد و نه بیشتر و نه کمتر!

۴- پشتیبانی مؤثر از سرویس‌های پیام کوتاه

سرویس‌های پیام کوتاه اغلب حجم داده‌ای کمی داشته و پهنای باند کمی نیاز دارند.

معایب سوئیچینگ بسته‌ای

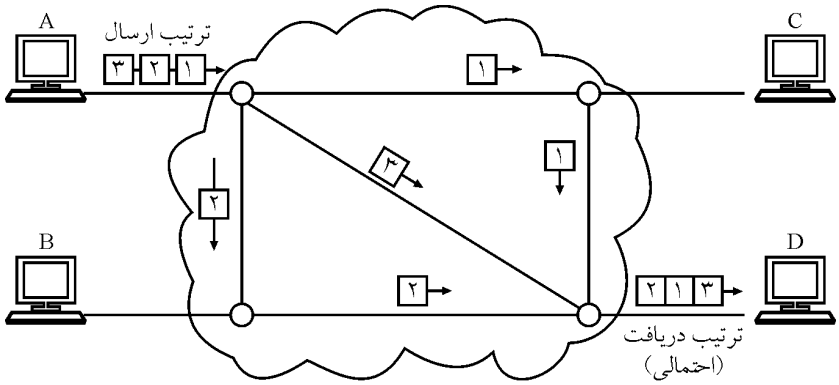
۱- ازدحام

۲- عدم تضمین داشتن پهنای باند مشخص، به دلیل عدم مسیر اختصاصی بین فرستنده و گیرنده.

۳- عدم کیفیت سرویس (مدت زمان ارسال (تأخیر))، به دلیل عدم مسیر اختصاصی بین فرستنده و گیرنده.

☜ ***نکته:*** در حال حاضر، شبکه داده‌گرام، رایج‌ترین روش سوئیچینگ است که اینترنت هم از آن استفاده می‌کند.

khalilifar.ir



سوئیچینگ داده گرام

☜ ***نکته:*** در این روش نیز بسته‌های داده در هر مرکز سوئیچ ابتدا ذخیره و بعد از اطمینان از صحت آن و بررسی مقصد، بر روی کانال مناسب ارسال می‌شوند به این روش Store & forward می‌گویند.

۴- سوئیچینگ مدار مجازی (virtual circuit switching)

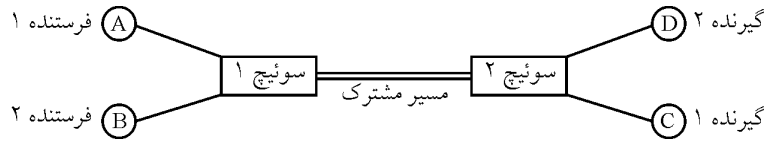
سوئیچینگ مدار مجازی ترکیبی از روش سوئیچینگ بسته‌ای و سوئیچینگ مداری می‌باشد و از مزایای هر دو استفاده می‌کند و تا حد ممکن معایب هر دو را برطرف نموده است. در ابتدا و مرحله برقراری ارتباط (callsetup) یک مدار (مسیر) مجازی بین فرستنده و گیرنده مشخص می‌شود. این مدار مجازی در هر یک از مراکز سوئیچ دارای یک شناسه می‌باشد. این شناسه مشخص می‌کند که مرکز سوئیچ با دریافت بسته داده، باید آن را به کدام کانال خروجی ارسال کند. در واقع در هنگام تعیین مدار مجازی، شناسه معادل مدار مجازی ذکر شده با یکی از کانال های خروجی از سوئیچ متناظر می‌شود. فرستنده در این روش داده‌های خود را به شکل بسته‌هایی با اندازه های متغیر ولی محدود (مانند روش دیتاگرام) ارسال می‌کند که هر بسته به جای آدرس مبدأ و مقصد، تنها شناسه مربوط به مدار مجازی را با خود حمل می‌کند، این امر باعث کوتاه‌تر شدن سرآیند بسته‌ها می‌شود. مرکز سوئیچ با دریافت بسته داده شناسه آن بسته را در جدول مسیریابی خود جستجو کرده و پورت خروجی متناظر آن را برای ارسال داده انتخاب می‌کند. در نهایت بعد از اتمام عمل ارسال در مرحله قطع ارتباط، مدار مجازی و اطلاعات مربوط به آن در مراکز سوئیچ از بین می‌رود.

☜ ***نکته:*** شناسه مدار مجازی را VCI (virtual circuit Identifier) نیز می‌گویند.

در این روش مدار مجازی مشخص شده به شکل پویا بین ایستگاه‌های مبدأ و مقصد ایجاد می‌شود یعنی ممکن است بخشی از این مسیر در اختیار یک مدار مجازی دیگر که برای ارتباط بین ایستگاه‌های دیگری است، قرار بگیرد. در این صورت برای مدیریت مسیرهای مشترک از روش مالتی پلکسینگ STDM استفاده می‌شود. در واقع اگر در مسیری داده انتقال نیابد، این مسیر به

khalilifar.ir

شکل پویا در اختیار فرستنده و گیرنده دیگری که در مدار مجازی خود از این مسیر استفاده می‌کنند، قرار می‌گیرد و اگر هر دو مدار مجازی که دارای مسیر مشترک هستند در حال انتقال اطلاعات باشند، به روش STDM، زمان استفاده از مسیر مشترک بین آنها تقسیم می‌شود، به شکل زیر توجه کنید :



از مزایای استفاده از مدار مجازی می‌توان به عدم ایجاد ازدحام، تضمین داشتن پهنای باند مشخص، به ترتیب رسیدن بسته ها و رعایت معیارهای کیفیت سرویس اشاره نمود. در ضمن به خاطر برقراری مدار مجازی بین مبدأ و مقصد می‌توان حداکثر تأخیر بسته‌ها را محاسبه نمود.

در این روش باز هم مقداری تأخیر در ابتدای برقراری ارتباط مانند روش مداری وجود دارد و در صورت خرابی مسیر به هر دلیلی، باید تمام اطلاعات دوباره ارسال شود. جدول زیر مقایسه‌ای بین دیتاگرام و مدار مجازی ارائه می‌دهد.

مزایای سوئیچینگ مدار مجازی

۱- عدم اتلاف پهنای باند

در این روش، یک مسیر مجازی اختصاصی به فرستنده و گیرنده تعلق می‌گیرد و نه یک مسیر فیزیکی اختصاصی. در واقع اگر در مسیری داده انتقال نیابد، این مسیر به شکل پویا در اختیار فرستنده و گیرنده دیگری که در مدار مجازی خود از این مسیر استفاده می‌کنند، قرار می‌گیرد.

۲- تضمین پهنای باند مشخص، به دلیل وجود مسیر مجازی اختصاصی بین فرستنده و گیرنده.

۳- تضمین کیفیت سرویس (حداکثر تأخیر سرویس)، به دلیل وجود مسیر مجازی اختصاصی بین فرستنده و گیرنده.

۴- عدم ازدحام

۵- مرتب رسیدن بسته‌ها

۶- کاهش سرآیندهای هر بسته نسبت به روش بسته‌ای

معایب سوئیچینگ مدار مجازی

۱- تأخیر برقراری مدار مجازی $T_{\text{setup connection}}$

۲- وقوع خرابی

در صورت وقوع خرابی باید یک مدار مجازی جدید ایجاد و کل اطلاعات دوباره از اول ارسال شود.

توجه مهم: در فصل لایه انتقال خواهیم گفت:

بدون اتصال = Datagram+IP+UDP

اتصال گرا = Datagram+IP+TCP

khalilifar.ir

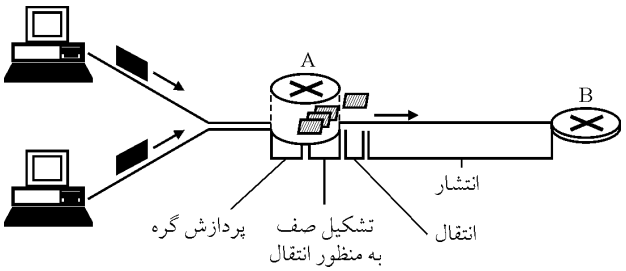
تأخیر در شبکه‌های کامپیوتری

هدف اصلی در عمل انتقال در شبکه‌های کامپیوتری انتقال اطلاعات به صورت بلادرنگ در بین میزبان‌ها و عدم اتلاف آنها می‌باشد. در عمل دستیابی به این هدف غیرممکن است زیرا شبکه های کامپیوتری دارای محدودیت هایی می‌باشند که بروی گذردهی شبکه ها تأثیرات نامطلوبی دارند. همان‌طور که قبلاً بیان شده است به خاطر خصوصیات فیزیکی کانال‌ها، عاملی به نام تأخیر همواره خود را به شبکه‌ها تحمیل کرده و باعث پایین آمدن بازدهی شبکه‌ها می‌شود.

هنگام عبور یک بسته از یک گره (میزبان یا مسیریاب) به گره دیگر (میزبان یا مسیریاب دیگر) در طول یک مسیر انواع گوناگونی از تأخیرها همواره به بسته‌ها تحمیل می‌شوند. مهمترین این تأخیرها عبارتند از :

- تأخیر پردازش (T_{proc})
- تأخیر صف (T_{queue})
- أخیر انتقال (T_{send})
- تأخیر انتشار (T_{prop})

به مجموع تأخیرهای ذکر شده در شبکه های کامپیوتری تأخیر انباشته گره گفته شده و با T_{nodal} نمایش داده می‌شود. به شکل زیر توجه کنید، در این شکل مقصد بسته‌ها مسیریاب B می‌باشد و بسته‌ها باید از مسیریاب A برای رسیدن به مقصد عبور کنند.



در ادامه به شرح مختصری در مورد تأخیرهای فوق پرداخته می‌شود.

تأخیر پردازش: مدت زمانی که صرف پردازش اطلاعات موجود در سرآیند بسته‌ها و نتیجه این اطلاعات و همچنین زمان لازم برای تشخیص خطا در بسته‌های دریافتی توسط مسیریاب یا میزبان را تأخیر پردازش می‌نامند.

تأخیر صف: زمان انتظار بسته‌ها در صف موجود در مسیریاب برای انتقال به کانال را تأخیر صف می‌گویند. فرض کنید صف خالی باشد و بسته‌ای وارد صف شود در این صورت بلافاصله و بدون انتظار ارسال خواهد شد. اکنون فرض کنید در صف بسته‌های دیگری وجود دارند، در این صورت بسته‌ای که به تازگی وارد صف می‌شود باید منتظر انتقال بسته‌های جلوتر از خود بماند، در واقع هر بسته به اندازه زمان انتقال بسته‌های جلوتر از خود صبر می‌کند. به عنوان مثال اگر طول همه بسته‌ها یکسان و برابر با L باشد و نرخ انتقال کانالی که بسته‌ها در صف ورود به آن قرار دارند برابر با R باشد و در حال حاضر N بسته در صف حاضر باشد، آخرین بسته (بسته N) باید به

khalilifar.ir

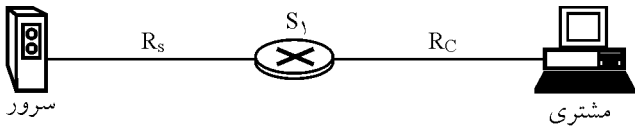
مدت $(N-1)\times\frac{L}{R}$ ثانیه منتظر بماند تا نوبت ارسالش فرا برسد.

تأخیر انتقال (زمان انتقال) : همان‌طور که در فصل دوم بیان شد، اگر طول بسته برابر با L و نرخ انتقال کانال برابر با R باشد، تأخیر انتقال برابر با $\frac{L}{R}$ خواهد بود. منظور از تأخیر انتقال مدت زمانی است که برای وارد شدن یک بسته از یک گره به کانال صرف می‌شود.

تأخیر انتشار : همان‌طور که در فصل دوم بیان شد، تأخیر انتشار به معنی مدت زمان صرف شده برای عبور بسته از ابتدای کانال تا رسیدن آن به انتهای کانال می‌باشد. اگر طول کانال (فاصله بین مبدأ و مقصد) D متر و سرعت انتشار V متر بر ثانیه در نظر گرفته شود، تأخیر انتشار برابر با $\frac{D}{V}$ ثانیه خواهد بود. سرعت انتشار یک کانال با توجه به رسانه فیزیکی معمولاً بین $2\times10^8\ m/s$ تا $3\times10^8\ m/s$ می‌باشد.

گذردهی در شبکه‌های کامپیوتری

در این کتاب تا این لحظه در مورد گذردهی کانال‌هایی که به شکل مستقیم مبدأ و مقصد را به هم متصل می‌کنند، بحث شده است، ولی در دنیای واقعی میان یک مبدأ و مقصد ممکن است تعداد زیادی مسیریاب یا سوئیچ و تعداد زیادی کانال، با پهنای باندهای مختلف وجود داشته باشد. در این صورت محاسبه گذردهی یک شبکه کمی متفاوت خواهد بود و باید گذردهی را به شکل انتها به انتها محاسبه نموده. به طور کلی گذردهی برابر است با تعداد بیتی که در واحد زمان بدست مقصد می‌رسد، در واقع اگر یک فایل دارای حجمی برابر با F بیت باشد و انتقال آن از مبدأ به مقصد، T ثانیه به طول انجامد، آنگاه میانگین گذردهی برابر با $\frac{F}{T}$ بیت بر ثانیه خواهد بود. به شکل زیر توجه کنید :



بازدهی انتقال یک فایل از سرور به مشتری

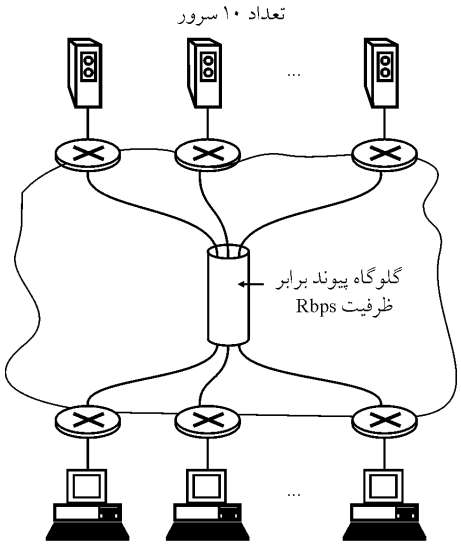
در شکل فوق یک سرور قصد دارد مقداری اطلاعات برای یک میزبان مشتری ارسال کند، در بین این مسیر یک سوئیچ به نام S_1 قرار دارد، پهنای باند کانال اتصال‌دهنده بین سرور و S_1 با R_s و پهنای باند کانال اتصال‌دهنده بین S_1 و میزبان مشتری با R_c نمایش داده شده است. واضح است که سرور نمی‌تواند داده‌های ارسالی خود را با نرخی بالاتر از R_s ارسال نماید، همچنین S_1 نیز نمی‌تواند داده‌های دریافتی را با نرخی بالاتر از R_c برای مشتری ارسال کند، بنابراین گذردهی در این کانال برابر با $\min(R_s , R_c)$ خواهد بود. در واقع اگر $R_s < R_c$ باشد، داده‌هایی که حداکثر با نرخ R_s بدست سوئیچ می‌رسند باز هم حداکثر با همان نرخ R_s در کانال بعدی ارسال می‌شوند و اگر

khalilifar.ir

$R_c < R_s$ باشد داده‌هایی که با نرخ R_s به S_1 می‌رسند، اجباراً در S_1 تعدیل یافته و به نرخ R_c تبدیل می‌شوند، این امر به خاطر این است که اگر $R_c < R_s$ ، کانالی با پهنای باند R_c نمی‌تواند داده‌ها را با نرخ R_s از خود عبور دهد.

☜ ***نکته:*** با توجه به مطالب فوق به کانالی که دارای پهنای باند کمتری است و گذردهی محدود به پهنای باند آن شده است، گلوگاه (Bottle neck) گفته می‌شود.

حال فرض کنید تعدادی سرور در حال ارائه خدمات به تعدادی میزبان مشتری هستند و برای این امر سرورها و مشتری‌ها به هسته شبکه متصل شده‌اند و داده‌های ارسالی آنها از هسته شبکه عبور می‌کنند. در صورتی که پهنای باند هسته شبکه برابر با R فرض شود و کانال‌های متصل به سرورها دارای پهنای باندهای برابر و معادل با R_s و کانال‌های متصل به میزبان‌های مشتری دارای پهنای باند برابر و معادل با R_c باشند، می‌توان اینگونه بیان کرد که اگر R بسیار بزرگتر (مثلاً صدها برابر) از R_s و R_c باشد، به هیچ عنوان گذردهی محدود به R نمی‌شود و در واقع کانال هسته، گلوگاه این شبکه نمی‌باشد. در این صورت گلوگاه شبکه از رابطه $\min(R_s , R_c)$ بدست می‌آید. در مقابل در صورتی که R بسیار نزدیک به R_s و R_c باشد، وضعیت متفاوت خواهد بود. فرض کنید تعداد سرورها و مشتری‌ها برابر با ۱۰ عدد می‌باشد و R_c، R_s و R به ترتیب برابر با ۲، ۱ و ۵ مگابیت بر ثانیه است، در این صورت باید R را میان ارتباط‌های موجود تقسیم نمود که در این صورت R متعلق به هر ارتباط بین سرور و مشتری برابر با ۰/۵Mbps خواهد بود که در این صورت می‌توان گفت که R گلوگاه شبکه خواهد بود.



ب) تعداد ۱۰ مشتری

توجه: با توجه به ماهیت نکته و تست بودن کتاب، نکات بیشتر داخل حل تشریحی تست‌ها بیان شده است.

khalilifar.ir

تست‌های فصل پنجم

۱- کدام یک از گزینه‌های زیر نادرست است. پروتکل مسیریابی OSPF ..... (سراسری ۹۲)

۱) هزینه مسیر را بر اساس تعداد گام تعیین می‌کند.

۲) بر اساس الگوریتم وضعیت پیوند کار می‌کند.

۳) از نوع پروتکل‌های درون ناحیه است.

۴) از نوع پروتکل‌های IGP است.

۲- دلیل اصلی اینکه در پروتکل IPv6 اجازه fragmentation به گره‌های میانی داده نشده است، چیست؟ (سراسری ۹۳)

۱) کاهش سربار سرآیند (header) بسته‌های IP به منظور بالا بردن کارایی پروتکل IP

۲) اختیاری نمودن fragmentation به دلیل انعطاف پذیری IPv6 در بکارگیری optionها

۳) عدم نیاز به fragmentation در پروتکل IPv6 به دلیل امکان ارسال بسته‌های بزرگ‌تر از ۶۴ کیلوبایت

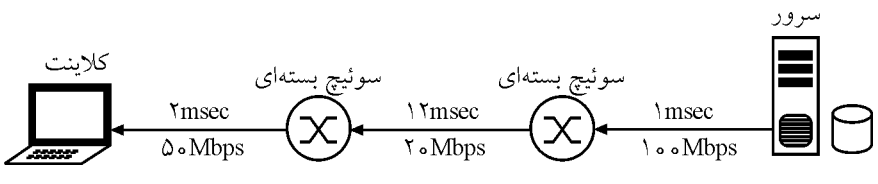
۴) ساده‌تر کردن وظیفه جلورانی (forwarding) بسته‌ها به منظور افزایش سرعت سوئیچینگ بسته‌ها

۳- در یک شبکه دیتاگرام به مسیریاب‌ها اجازه داده می‌شود تا در صورت لزوم بسته‌ها را حذف نمایند. اگر احتمال حذف بسته در هر مسیریاب ۵۰ درصد باشد، در حالتی که بین گره مبدأ و گره مقصد دو مسیریاب میانی وجود داشته باشد (بین مبدأ و مقصد سه گام به مقصد وجود دارد) و هر بسته در صورت حذف شدن مجدداً ارسال می‌شود. مطلوب است میانگین تعداد گامی که یک بسته دریافتی طی کرده است؟ (دقت شود که یک بسته ممکن است چند بار ارسال شود تا گیرنده موفق به دریافت آن شود) (سراسری ۹۳)

۱) ۸ ۲) ۷ ۳) ۴ ۴) ۳

۴- در شبکه‌ای با مسیر شکل زیر بین سرور و کلاینت وجود دارد، حداقل زمان لازم برای انتقال پانصد بسته هزار بایتی بر حسب میلی‌ثانیه (msec) کدام است؟ (توجه: $1Mbps = 10^6 bps$)

(سراسری ۹۴)



۱) ۲۱۵ ۲) ۲۱۵/۱۲ ۳) ۲۱۵/۲۴ ۴) ۲۱۵/۶۴

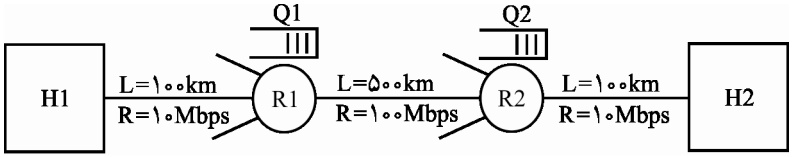
khalilifar.ir

۵- جدول مسیریابی در یک مسیریاب به صورت زیر است، اگر این مسیریاب بسته‌ای با آدرس مقصد 135.46.52.2 را دریافت کند، گام بعدی این بسته کدام است؟ (سراسری ۹۴)

Network Destination	Next Hop
135.46.56.0/22	Interface 0
135.46.60.0/22	Interface 1
192.53.40.0/23	Router 1
0.0.0.0/0	Router 2

۱) Router 1 ۲) Router 2 ۳) Interface 0 ۴) Interface 1

**** یک جریان داده (صوت و ویدیو) با نرخ ۵ مگابیت بر ثانیه که در بسته‌های ۱۰۰۰۰ بیتی قرار دارند از برنامه‌ای در کامپیوتر H1 به برنامه‌ای در کامپیوتر H2 مطابق با شکل زیر، در حال ارسال است. فرض کنید طول صف در بافرهای مسیریاب‌های R_1 و R_2، حداکثر ۴ بسته و حداقل صفر است. با توجه به اطلاعات داده شده در شکل به سؤال‌های ۵۵ و ۵۶ پاسخ دهید.**



Propagation Speed $=۲\times۱۰^{۸}$ mps

۶- حداقل و حداکثر تأخیر یک بسته از زمان ارسال از کامپیوتر H1 و دریافت توسط کامپیوتر H2 به میلی‌ثانیه چقدر است؟ (سراسری ۹۵)

۱) ۱۳/۶، ۵/۶ ۲) ۱۳/۶، ۹/۶ ۳) ۲۱/۶، ۵/۶ ۴) ۲۱/۶، ۹/۶

۷- حداقل تأخیر زمانی به میلی‌ثانیه که برنامه در کامپیوتر H2 باید بافر خود را قبل از پخش داده مشاهده (محاسبه) کند و حداقل اندازه بافر مورد نیاز به کیلو بیت برای پخش بدون وقفه این جریان چقدر هستند؟ (سراسری ۹۵)

۱) ۸۰، ۸ ۲) ۸۰، ۱۶ ۳) ۱۶۰، ۸ ۴) ۱۶۰، ۱۶

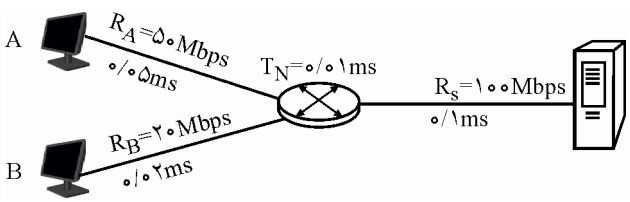
۸- برنامه مدیریتی Trace Route به چه منظور استفاده می‌شود و از کدام پیام(های) پروتکل ICMP استفاده می‌کند؟ (سراسری ۹۵)

۱) برای تست اتصال مسیر استفاده می‌شود و از پیام‌های Echo Request و Echo Reply استفاده می‌کند.

khalilifar.ir

۲) برای کشف مسیر استفاده می‌شود و از پیام‌های Echo Request و Echo Reply استفاده می‌کند.
۳) برای تست اتصال مسیر استفاده می‌شود و از پیام Time Exceeded استفاده می‌کند.
۴) برای کشف مسیر استفاده می‌شود و از پیام Time Exceeded استفاده می‌کند.

۹- در شبکه زیر، سرور ۱۰۰ بسته به کامپیوتر A و ۱۰۰ بستهٔ دیگر به کامپیوتر B ارسال می‌کند. سرور بسته‌ها را یک در میان برای کامپیوتر A و سپس برای کامپیوتر B ارسال می‌کند. به عبارت دیگر، ابتدا یک بسته به کامپیوتر A ارسال شده سپس یک بسته به کامپیوتر B ارسال می‌شود و کار تا ارسال ۱۰۰ بسته برای A و ۱۰۰ بسته برای B ادامه می‌یابد. مسیریاب برای هر بسته زمان TN = ۰/۰۱ms را صرف مسیریابی و سویچینگ می‌کند. اندازه هر بسته ۱۰۰۰ بایت است. آخرین بستهٔ ارسالی برای کامپیوتر B در صف مسیریاب چند میلی ثانیه معطل می‌ماند؟ (مقادیری که زیر هر لینک نوشته شده است زمان انتشار (propagation) بر حسب میلی ثانیه است.) (مهندسی کامپیوتر – ۹۷)



۱) ۲۱/۱۳ msec
۲) ۲۳/۷۶ msec
۳) ۲۴/۱۳ msec
۴) ۲۵/۱ msec

۱۰- فرض کنید سه بسته از سه اینترفیس مختلف هم زمان وارد یک مسیریاب از نوع دیتاگرام می‌شوند. مسیریاب عمل مسیریابی برای بسته‌ها را به صورت موازی (هم زمان) انجام می‌دهد و با مشخص شدن اینترفیس خروجی، بسته را برای سوییچینگ در اختیار سوییچ درون مسیریاب قرار می‌دهد. فرض کنید سوییچ درون مسیریاب از نوع bus است و زمان سوییچینگ برای هر بسته ۱ میکروثانیه است.

چنانچه:

- هنگام ورود این سه بسته مسیریاب خالی باشد.
- مسیریاب هر سه بسته را به یک اینترفیس خروجی یکسان بفرستد.
- زمان ارسال (transmission) هر بسته از اینترفیس خروجی ۷ میکروثانیه باشد (۷ میکروثانیه طول می‌کشد تا یک بسته از اینترفیس خروجی ارسال شود.)

هر بسته چه مدت در صف اینترفیس خروجی معطل می‌ماند؟ (IT– ۹۷)

۱) یک بسته در صف خروجی معطل نمی‌شود.
یک بسته ۱ میکروثانیه در صف خروجی معطل می‌شود.
یک بسته ۷ میکروثانیه در صف خروجی معطل می‌شود.
۲) یک بسته در صف خروجی معطل نمی‌شود.
یک بسته ۲ میکروثانیه در صف خروجی معطل می‌شود.
یک بسته ۵ میکروثانیه در صف خروجی معطل می‌شود.

khalilifar.ir

۳) یک بسته در صف خروجی معطل نمی‌شود.
یک بسته ۶ میکروثانیه در صف خروجی معطل می‌شود.
یک بسته ۱۲ میکروثانیه در صف خروجی معطل می‌شود.
۴) یک بسته در صف خروجی معطل نمی‌شود.
یک بسته ۷ میکروثانیه در صف خروجی معطل می‌شود.
یک بسته ۱۴ میکروثانیه در صف خروجی معطل می‌شود.

۱۱- در هستهٔ شبکه‌ای شش مسیریاب که با A, B, C, D, E, F مشخص شده‌اند وجود دارد. جداول مسیریابی در مسیریاب‌های A و E به صورت زیر است. در هر جدول، سطر اول مقصد (Dest.) و سطر دوم شماره اینترفیس خروجی در مسیریاب را نشان می‌دهد. مثلاً اگر بسته‌ای به مسیریاب A برسد که مقصد آن مسیریاب B باشد از اینترفیس شماره ۱ ارسال می‌شود. مقادیر زیر هزینهٔ برخی از لینک‌های بین این مسیریاب‌ها را نشان می‌دهد. مثلاً هزینهٔ لینک بین مسیریاب A و مسیریاب B به مقدار ۲ واحد است. حداکثر مقدار برای Cost(C,E)+Cost(E,D) کدام است؟ (IT- ۹۷)

$\text{Cost}(A,D)=۵,\ \text{Cost}(B,C)=۲,\ \text{Cost}(B,D)=۳,\ \text{Cost}(C,D)=۲,\ \text{Cost}(D,F)=۵$
$\text{Cost}(A,B)=۲,\ \text{Cost}(A,C)=۱$

Forwarding Table of router A

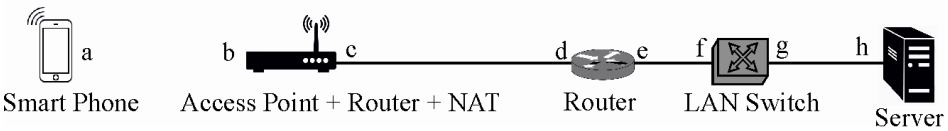
Dest.	B	C	D	E	F
Out Port	۱	۲	۲	۲	۲

Forwarding Table of router E

Dest.	A	B	C	D	F
Out Port	۱	۱	۱	۲	۳

۱) ۳ ۲) ۴ ۳) ۵ ۴) ۶

۱۲- شبکه داده شده را در نظر بگیرید. یک دستگاه گوشی هوشمند که با a مشخص شده است، با استفاده از ارتباط wifi به یک access point متصل است. درون access point یک مسیریاب و یک NAT (Network Address Translation) وجود دارد. در شکل حروف a, b, ..., h را مشاهده می‌کنید. این حروف اینترفیس ادوات موجود در این شبکه است. بسته‌ای که از اینترفیس a عازم اینترفیس h است را در نظر بگیرید. این بسته هنگام خروج از اینترفیس e به ترتیب از راست به چپ آدرس فیزیکی مبدأ و مقصد آن کدام است؟ (IT- ۹۷)



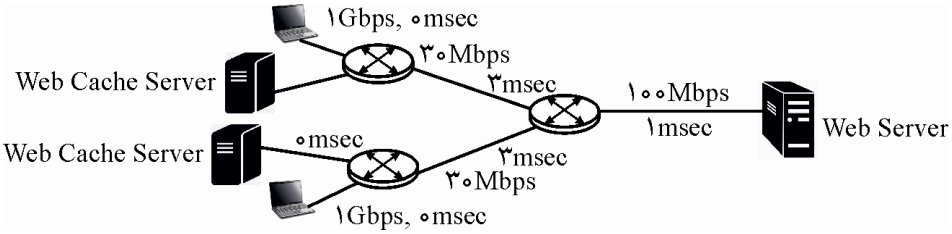
۱) آدرس فیزیکی اینترفیس a – آدرس فیزیکی اینترفیس h
۲) آدرس فیزیکی اینترفیس e – آدرس فیزیکی اینترفیس h

khalilifar.ir

۳) آدرس فیزیکی اینترفیس d – آدرس فیزیکی اینترفیس e
۴) آدرس فیزیکی اینترفیس c – آدرس فیزیکی اینترفیس h

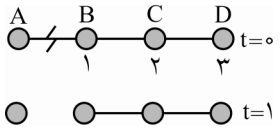
۱۳- در شبکه زیر وب سروری با لینکی به ظرفیت ۱۰۰ مگابیت بر ثانیه به مسیریابی متصل است. این مسیریاب با دو لینک مستقل هر یک به ظرفیت ۳۰ مگابیت بر ثانیه به دو مسیریاب مستقل اتصال دارد. هر یک از این دو مسیریاب به یک شبکه محلی متصل هستند. در هر شبکه محلی یک کامپیوتر کلاینت و یک کَش سرور وجود دارد. زمان انتشار برای هر لینک روی شکل مشخص شده است. زمان انتشار در شبکه محلی ناچیز است.

کلاینت‌ها درخواست‌های خود را به کَش سرور شبکهٔ خود می‌دهند. اگر نرخ اصابت (hit rate) در کَش سرورها ۴۰ درصد باشد، هر کلاینت به طور متوسط حداکثر با نرخ چند مگابیت بر ثانیه دریافت می‌کند؟ (IT–۹۷)



۱) ۳۰ ۲) ۳۷۶/۷ ۳) ۴۰۹ ۴) ۴۱۸

۱۴- فرض کنید الگوریتم بردار فاصله در شبکه خطی زیر به کار رفته و روتر A شبکه‌ای را که متصل به سمت چپ آن است به روترهای دیگر آگهی کرده است. این روترها از جداول خود گام‌های رسیدن به شبکه مذکور را به صورت اعدادی که در زیر هر روتر نشان داده شده، به دست آورده‌اند. هر روتر اطلاعات بردار فاصله خود را در موقع لزوم به همسایگان خود آگهی می‌کند و یک سیکل ساعت برای آن سپری می‌شود. در لحظه $t=0$ ارتباط A با B قطع می‌شود و در $t=1$ شبکه به صورت نشان داده شده در می‌آید که در آن ارتباط A و B وجود ندارد. برای لحظه $t=3$ کدام مورد صحیح است؟ (مهندسی کامپیوتر – ۹۸)



۱) $B=۲ , C=۳ , D=۴$
۲) $B=۳ , C=۴ , D=۴$
۳) $B=۵ , C=۴ , D=۵$
۴) $B=۴ , C=۳ , D=۵$

۱۵- میزبان A بسته‌های IP با اندازه ۱۵۰۰ بایت به B می‌فرستد. در مسیر بین A و B دو روتر R_1 و R_2 قرار دارند که لینک بین آنها دارای MTU=۱۴۰۰ بایت است. کدام گزاره(ها) درست است؟

khalilifar.ir

الف) در $IPV_۴$:$R_۱$ بسته‌ها را تکه می‌کند و $R_۲$ تکه‌ها را دوباره به هم می‌چسباند.

ب) در $IPV_۶$:$R_۱$ بسته‌ها را تکه می‌کند ولی عمل دوباره چسباندن فقط می‌تواند در B انجام شود.

(مهندسی IT - ۹۸)

۱) مورد الف صحیح و مورد ب غلط است. ۲) مورد ب صحیح و مورد الف غلط است.

۳) هر دو مورد الف و ب صحیح است. ۴) هر دو مورد الف و ب غلط است.

۱۶- در کدام حالت هر روتر توصیف کامل از کل شبکه را نگه می‌دارد؟ **(مهندسی IT - ۹۸)**

۱) در حالت لینک (Link State) اطلاعات کامل را نگه می‌دارد ولی در بردار فاصله (Distance Vector) این‌گونه نیست.

۲) در بردار فاصله (Distance Vector) اطلاعات کامل را نگه می‌دارد ولی در حالت لینک (Link State) این‌گونه نیست.

۳) در حالت لینک (Link State) و در بردار فاصله (Distance Vector) اطلاعات کامل را نگه می‌دارد.

۴) در حالت لینک (Link State) و در بردار فاصله (Distance Vector) اطلاعات کامل را نگه نمی‌دارد.

---

khalilifar.ir

پاسخ تست‌های فصل پنجم

۱- گزینه (۱) صحیح است.

به فرآیند تعیین مسیر از مبدأ تا مقصد در شبکه، مسیریابی گفته می‌شود.

توجه: الگوریتم مسیریابی، قسمتی از نرم‌افزار لایه شبکه است که وظیفه و مسئولیت تعیین مسیر از بین مسیرهای موجود، بر عهده آن است.

مسیریابی سلسله مراتبی

در این روش، مسیریاب‌ها به صورت مجموعه‌ای از سیستم‌های خود مختار یا (As: Autonomous System) در نظر گرفته می‌شوند.

انواع مسیریابی سیستم‌های خود مختار به صورت زیر است:

الف) پروتکل‌های مسیریابی درون (Inrta-As)

یا پروتکل دروازه داخلی (IGP:Interior Gate Way Protocol)

رایج‌ترین پروتکل‌های مسیریابی Intra-As عبارتند از:

۱- RIP:Routing Information Protocol

که از نوع الگوریتم بردار فاصله است.

۲- OSPF: Open Shortest Path First

IGRP: Interior Gateway Routing Protocol

که هر دو از نوع الگوریتم وضعیت پیوند هستند.

ب) پروتکل‌های مسیریابی برون (Inter-As)

یا پروتکل دروازه خارجی (EGP: Exterior Gateway Protocol)

رایج‌ترین پروتکل مسیریابی Inter-As عبارتند از:

BGP: Border Gateway Protocol

که بر دو نوع زیر می‌باشد:

IBGP: Internal BGP

EBGP: External BGP

پروتکل OSPF یکی از رایج ترین پروتکل‌های مسیریابی داخل ناحیه یا همان Intra-As است. همان طور که می‌دانید به Intra-AS، IGP نیز گفته می‌شود. OSPF از الگوریتم وضعیت پیوند استفاده می‌کند. این پروتکل برای انتخاب مسیر مناسب‌تر می‌تواند معیارهای مختلف و گوناگونی را نظیر ترافیک و پهنای باند را در نظر بگیرد.

---

khalilifar.ir

۲- گزینه (۴) صحیح است.

عمل Fragmentation سربار زیادی را بر روی پردازش ایجاد می‌کند.

۳- گزینه (۲) صحیح است.

راه حل اول:

احتمال حذف بسته برابر ۵۰ درصد است و آن را با $P=\frac{۱}{۲}$ نشان می‌دهیم. هر بسته ممکن است یک، دو یا سه گام طی کند. برای یک گام، یعنی مسیریاب اول بسته را حذف می‌کند و احتمال آن P است. برای دو گام، یعنی بسته از مسیریاب اول عبور می‌کند ولی مسیریاب دوم آن را حذف می‌کند و احتمال آن برابر است با $P(۱-P)$، برای سه گام یعنی بسته از دو مسیریاب عبور می‌کند و احتمال آن برابر است با $(۱-P)(۱-P)$. بنابراین میانگین تعداد گام برای هر ارسال بسته برابر است با:

$$۱\times P+۲\times P(۱-P)+۳\times(۱-P)(۱-P)=P^۲-۳P+۳$$

از طرف دیگر میانگین تعداد ارسال برای ارسال موفق هر بسته برابر است با: $\frac{۱}{(۱-p)^۲}$

میانگین تعداد گام برای ارسال × میانگین تعداد ارسال موفق = میانگین تعداد گامی که بسته طی می‌کند

$$=\frac{P^۲-۳P+۳}{(۱-P)^۲}$$

با جایگذاری $P=\frac{۱}{۲}$ در رابطه داریم:

$$\frac{p^۲-۳p+۳}{(۱-P)^۲}=\frac{\frac{۷}{۴}}{\frac{۱}{۴}}=۷$$

راه حل دوم:

اگر P_i احتمال حذف شدن بسته در مسیریاب شماره i باشد، P_F احتمال حذف شدن بسته در طی ارسال، برابر است با:

$$P_F=P_۱+(۱-P_۱)P_۲ \rightarrow P_F=\frac{۱}{۲}+\frac{۱}{۲}\times\frac{۱}{۲}=\frac{۱}{۲}+\frac{۱}{۴}=\frac{۳}{۴}$$

بنابراین، P_S (احتمال رسیدن موفق بسته به مقصد) برابر است با:

$$P_S=۱-P_F=۱-\frac{۳}{۴}=\frac{۱}{۴}$$

در نتیجه تعداد متوسط ارسال بسته، برای رسیدن بسته به مقصد، برابر است با: (امید ریاضی)

$$E(X)=\frac{۱}{P_S}=\frac{۱}{\frac{۱}{۴}}=۴$$

khalilifar.ir

و حالا باید میانگین تعداد گام طی شده در هر ارسال را محاسبه کنیم:

میانگین تعداد گام طی شده در هر ارسال $= P_۱ \times ۱ + (۱-P_۱) \times P_۲ \times ۲ + (۱-P_۱) \times (۱-P_۲) \times ۳$

با جایگذاری $P = \frac{۱}{۲}$ در رابطه فوق داریم:

$$\rightarrow \frac{۱}{۲} + \frac{۱}{۴} \times ۲ + \frac{۱}{۴} \times ۳ = \frac{۲+۲+۳}{۴} = \frac{۷}{۴}$$

در نتیجه میانگین تعداد گام طی شده توسط بسته‌ای که به مقصد رسیده، برابر است با:

$$۴ \times \frac{۷}{۴} = ۷ \quad \text{گام}$$

۴- گزینه (۳) صحیح است.

در شبکه‌های کامپیوتری چهار نوع تأخیر داریم:

تأخیر انتقال (T_F)، تأخیر انتشار (T_{Prop})، تأخیر صف (T_{queue})، تأخیر پردازش $(T_{process})$.

توجه: تأخیر صف‌بندی داخل گره‌ها، یک تأخیر متغیر است که به حجم ترافیک لحظه عبـور از آن گره بستگی دارد. به عبارت دیگر تاخیر صف در طول زمان نوسان دارد. پس تأخیری که از ابتدا به انتها ایجاد می‌شود، متغیر است و از قبل قابل پیش‌بینی نیست.

مثال: مثلاً دسترسی به سیستم آموزشی (پرتال)

۱- دیدن پرتال از داخل دانشگاه از طریق شبکه محلی (تأخیر در حد ۱ ms)

۲- دیدن پرتال از خانه از طریق اینترنت (هنوز در شبکه داخل کشور) (تأخیر در حد ۱۰ms)

۳- دیدن پرتال از اروپا (تأخیر در حد ۱۰۰ms)

به طور کلی حداقل زمان لازم برای انتقال بسته‌ها مابین دو گره انتهایی از رابطه زیر محاسبه می‌گرد:

$$T_{Total\ Delay} = [T_{F۱}] + T_{Prop۱} + [T_{process۱} + T_{F۲}] + T_{Prop۲} + [T_{process۲} + T_{F۳}] + T_{Prop۳} + T_{queue}$$

T_F از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_F = \frac{L}{R}$$

T_F، زمان انتقال بسته به داخل کانال انتقال است.

که L برابر اندازه بسته و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.

T_{Prop} از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_{Prop} = \frac{D}{V}$$

T_{Prop}، زمان تأخیر انتشار است.

که D برابر طول کانال و V برابر سرعت انتشار می‌باشد.

$T_{Process}$ از رابطه زیر بدست می‌آید:

khalilifar.ir

$$T_{Proces} = \frac{b}{R}$$

$T_{Process}$، زمان پردازش موجود در مسیریاب (گره میانی) مربوط به کنترل خطای فریم، احیانا قطعه قطعه شدن بسته و مسیریابی بسته است.

که b برابر تعداد بیت لازم برای پردازش و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.

T_{queue} از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_{queue} = (N-1)\times\left(\frac{L}{\min(R_1, R_2, R_3)}\right)$$

T_{queue}، زمان تأخیر صف است.

که L برابر اندازه بسته، R برابر نرخ انتقال و N برابر تعداد بسته‌ها می‌باشد.

توجه: صف در جایی ایجاد می‌شود که پایین‌ترین نرخ انتقال را دارد یعنی $\min(R_1, R_2, R_3)$ که در این حالت گلوگاه (bottleneck) در آن محل ایجاد شده است.

توجه: مطابق فلش موجود در نمودار صورت سوال حرکت بسته‌ها از سمت راست به چپ یعنی از سمت سرور به سمت کلاینت است.

همچنین داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$L = 1000$ Byte

$T_{Prop1} = 1$ msec, $T_{Prop2} = 12$ msec, $T_{Prop3} = 2$ msec

$T_{Process1} = 0$, $T_{Process2} = 0$

$R_1 = 100$Mbps, $R_2 = 20$Mbps, $R_3 = 50$ Mbps

همانطور که گفتیم به طور کلی حداقل زمان لازم برای انتقال بسته‌ها مابین دو گره انتهایی از رابطه زیر محاسبه می‌گرد:

$$T_{Total\ Delay} = \left[T_{F1}\right] + T_{Prop1} + \left[T_{process1} + T_{F2}\right] + T_{Prop2} + \left[T_{process2} + T_{F3}\right] + T_{Prop3} + T_{queue}$$

که پس از جایگذاری اولیه رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$T_{Total\ Delay} = \left[\frac{L}{R_1}\right] + 1 + \left[0 + \frac{L}{R_2}\right] + 12 + \left[0 + \frac{L}{R_3}\right] + 2 + (N-1)\times\left(\frac{L}{\min(R_1, R_2, R_3)}\right)$$

توجه: در صورت سؤال زمان پردازش موجود در مسیریاب ($T_{Process}$) داده نشده است، بنابراین در رابطه فوق، مقدار زمان پردازش را برابر صفر در نظر گرفتیم.

پس از جایگذاری نهایی رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$T_{Total\ Delay} = \left[\frac{1000\times 8}{100\times 10^6}\times 10^3\right] + 1 + \left[0 + \frac{1000\times 8}{20\times 10^6}\times 10^3\right] + 12 + \left[0 + \frac{1000\times 8}{50\times 10^6}\times 10^3\right] + 2 + (499)\times\left(\frac{1000\times 8}{20\times 10^6}\times 10^3\right)$$

khalilifar.ir

در نهایت داریم:

$$T_{\text{Total Delay}} = [۰/۰۸]+۱+[۰+۰/۴]+۱۲+[۰+۰/۱۶]+۲+(۴۹۹)\times(۰/۴)$$

$$T_{\text{Total Delay}} = [۰/۰۸]+۱+[۰/۴]+۱۲+[۰/۱۶]+۲+۱۹۹/۶ = ۱۵/۶۴+۱۹۹/۶ = ۲۱۵/۲۴ \text{ msec}$$

۵- گزینه (۲) صحیح است.

توجه: این سؤال، دقیقاً همان سؤال دولتی ۹۱، مبحث لایه شبکه است.

بهترین راه حل برای حل این مدل از مسئله‌ها، مشخص کردن محدوده‌ی هر زیرشبکه با استفاده MASK آن زیر شبکه است و سپس تعیین اینکه آدرس مقصد در کدام محدوده قرار دارد.

توجه: در جدول مسیریابی، برای هر زیرشبکه، آدرس زیرشبکه یا NetID درج می‌گردد.

توجه: بخش سمت راست نماد "/" به معنی طول MASK و بخش سمت چپ نماد "/" به معنی NetID زیرشبکه است.

زیرشبکه اول

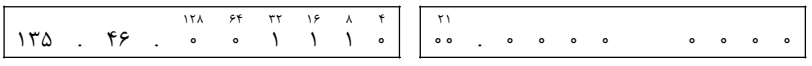
برای زیرشبکه اول، با توجه به MASK آن که برابر ۲۲ است و به معنی وجود $۲^{۱۰} = ۱۰۲۴$ آدرس در این زیرشبکه است، بازه زیر را داریم:

۱۳۵ . ۴۶ . ۵۶ . ۰ → NetID

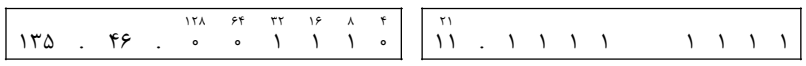
تا

۱۳۵ . ۴۶ . ۵۹ . ۲۵۵ → Broadcast

توجه: برای ساخت NetID باید، تعداد بیت‌های حاصل از تفاضل $۳۲-۲۲=۱۰$ یعنی بخش HostID از سمت راست "۰" گردد و برای ساخت آدرس Broad cast، لازم است، تعداد بیت‌های حاصل از تفاضل $۳۲-۲۲=۱۰$ یعنی بخش HostID از سمت راست "۱" گردد.



NetID Host ID



NetID Host ID

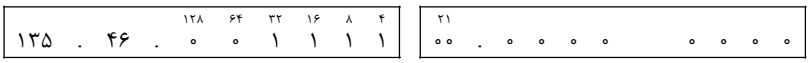
زیرشبکه دوم

برای زیر شبکه دوم، با توجه به MASK آن که برابر ۲۲ است و به معنی وجود $۲^{۱۰} = ۱۰۲۴$ آدرس در این زیرشبکه است، بازه‌ی زیر را داریم:

khalilifar.ir

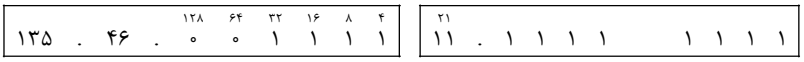
۱۳۵ . ۴۶ . ۶۰ . ۰ → NetID
تا
۱۳۵ . ۴۶ . ۶۳ . ۲۵۵ → Broadcast

توجه: برای ساخت NetID باید، تعداد بیت‌های حاصل از تفاضل ۱۰ = ۲۲ − ۳۲ یعنی بخش HostID از سمت راست "۰" گردد و برای ساخت آدرس Broadcast، لازم است، تعداد بیت‌های حاصل از تفاضل ۱۰ = ۲۲ − ۳۲ یعنی بخش HostID از سمت راست "۱" گردد.



NetID Host ID

۱۳۵ . ۴۶ . ۶۰ . ۰



NetID Host ID

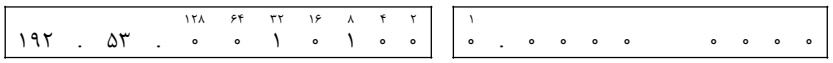
۱۳۵ . ۴۶ . ۶۳ . ۲۵۵

زیرشبکه سوم

برای زیر شبکه سوم، با توجه به MASK آن که برابر ۲۳ است و به معنی وجود $۲^۹ = ۵۱۲$ آدرس در این زیرشبکه است، بازه‌ی زیر را داریم:

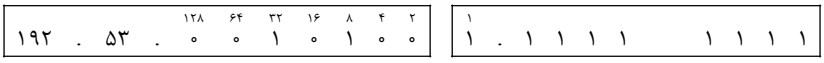
۱۹۲ . ۵۳ . ۴۰ . ۰ → NetID
تا
۱۳۵ . ۵۳ . ۴۱ . ۲۵۵ → Broadcast

توجه: برای ساخت NetID باید، تعداد بیت‌های حاصل از تفاضل ۹ = ۲۳ − ۳۲ یعنی بخش HostID از سمت راست "۰" گردد و برای ساخت آدرس Broadcast، لازم است، تعداد بیت‌های حاصل از تفاضل ۹ = ۲۳ − ۳۲ یعنی بخش HostID از سمت راست "۱" گردد.



NetID Host ID

۱۹۲ . ۵۳ . ۴۰ . ۰



NetID Host ID

۱۹۲ . ۵۳ . ۴۱ . ۲۵۵

khalilifar.ir

حال با توجه به اینکه آدرس مقصد برابر با مقدار ۲ . ۵۲ . ۴۶ . ۱۳۵ است و این آدرس در محدوده هیچ‌یک از سه زیرشبکه فوق قرار ندارد، بنابراین گام بعدی بسته موردنظر، Router۲ است.

۶- گزینه () صحیح است.

توجه: سازمان سنجش آموزش کشور، در کلید اولیه خود، گزینه سوم را به عنوان پاسخ اعلام کرده بود. اما در کلید نهایی این سوال حذف گردید، که کار درستی بوده است.

توجه: در شبکه‌های کامپیوتری چهار نوع تأخیر داریم:

تأخیر انتقال (T_F)، تأخیر انتشار (T_{Prop})، تأخیر صف (T_{queue})، تأخیر پردازش ($T_{process}$).

توجه: تأخیر صف‌بندی داخل گره‌ها، یک تأخیر متغیر است که به حجم ترافیک لحظه عبور از آن گره بستگی دارد. به عبارت دیگر تاخیر صف در طول زمان نوسان دارد. پس تأخیری که از ابتدا به انتها ایجاد می‌شود، متغیر است و از قبل قابل پیش‌بینی نیست.

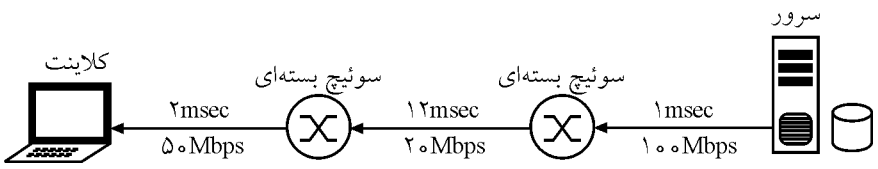
مثال: مثلاً دسترسی به سیستم آموزشی (پرتال)

۱- دیدن پرتال از داخل دانشگاه از طریق شبکه محلی (تأخیر در حد ۱ ms)

۲- دیدن پرتال از خانه از طریق اینترنت (هنوز در شبکه داخل کشور) (تأخیر در حد ۱۰ms)

۳- دیدن پرتال از اروپا (تأخیر در حد ۱۰۰ms)

مثال- در شبکه‌ای با مسیر شکل زیر بین سرور و کلاینت وجود دارد، حداقل زمان لازم برای انتقال پانصد بسته هزار بایتی بر حسب میلی‌ثانیه (msec) کدام است؟ (توجه: $1Mbps = 10^6 bps$)



۱) ۲۱۵ ۲) ۲۱۵/۱۲ ۳) ۲۱۵/۲۴ ۴) ۲۱۵/۶۴

پاسخ- گزینه (۳) صحیح است.

به طور کلی حداقل زمان لازم برای انتقال بسته‌ها مابین دو گره انتهایی از رابطه زیر محاسبه می‌گرد:

$$T_{Total\ Delay} = [T_{F1}] + T_{Prop1} + [T_{process1} + T_{F2}] + T_{Prop2} + [T_{process2} + T_{F3}] + T_{Prop3} + T_{queue}$$

T_F از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_F = \frac{L}{R}$$

T_F، زمان انتقال بسته به داخل کانال انتقال است.

که L برابر اندازه بسته و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.

khalilifar.ir

T_{Prop} از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_{Prop} = \frac{D}{V}$$

T_{Prop}، زمان تأخیر انتشار است.
که D برابر طول کانال و V برابر سرعت انتشار می‌باشد.
$T_{Process}$ از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_{Proces} = \frac{b}{R}$$

$T_{Process}$، زمان پردازش موجود در مسیریاب (گره میانی) مربوط به کنترل خطای فریم، احیانا قطعه قطعه شدن بسته و مسیریابی بسته است.
که b برابر تعداد بیت لازم برای پردازش و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.
T_{queue} از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_{queue} = (N-1)\times\left(\frac{L}{\min(R_1, R_2, R_3)}\right)$$

T_{queue}، زمان تأخیر صف است.
که L برابر اندازه بسته، R برابر نرخ انتقال و N برابر تعداد بسته‌ها می‌باشد.
توجه: صف در جایی ایجاد می‌شود که پایین‌ترین نرخ انتقال را دارد یعنی $\min(R_1, R_2, R_3)$ که در این حالت گلوگاه (bottleneck) در آن محل ایجاد شده است.
توجه: مطابق فلش موجود در نمودار صورت سوال حرکت بسته‌ها از سمت راست به چپ یعنی از سمت سرور به سمت کلاینت است.
همچنین داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$L = 1000$ Byte
$T_{Prop1} = 1$ msec, $T_{Prop2} = 12$ msec, $T_{Prop3} = 2$ msec
$T_{Process1} = 0$, $T_{Process2} = 0$
$R_1 = 100$Mbps, $R_2 = 20$Mbps, $R_3 = 50$ Mbps

همانطور که گفتیم به طور کلی حداقل زمان لازم برای انتقال بسته‌ها مابین دو گره انتهایی از رابطه زیر محاسبه می‌گردد:

$$T_{Total\ Delay} = [T_{F1}] + T_{Prop1} + [T_{process1} + T_{F2}] + T_{Prop2} + [T_{process2} + T_{F3}] + T_{Prop3} + T_{queue}$$

که پس از جایگذاری اولیه رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$T_{Total\ Delay} = \left[\frac{L}{R_1}\right] + 1 + \left[0 + \frac{L}{R_2}\right] + 12 + \left[0 + \frac{L}{R_3}\right] + 2 + (N-1)\times\left(\frac{L}{\min(R_1, R_2, R_3)}\right)$$

khalilifar.ir

توجه: در صورت سؤال زمان پردازش موجود در مسیریاب ($T_{Process}$) داده نشده است، بنابراین در رابطه فوق، مقدار زمان پردازش را برابر صفر در نظر گرفتیم.

پس از جایگذاری نهایی رابطه زیر را خواهیم داشت:

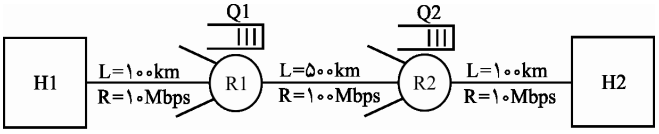
$$T_{Total\ Delay} = \left[\frac{۱۰۰۰\times۸}{۱۰۰\times۱۰^{۶}}\times۱۰^{۳}\right]+۱+\left[۰+\frac{۱۰۰۰\times۸}{۲۰\times۱۰^{۶}}\times۱۰^{۳}\right]+۱۲+\left[۰+\frac{۱۰۰۰\times۸}{۵۰\times۱۰^{۶}}\times۱۰^{۳}\right]+۲+(۴۹۹)\times\left(\frac{۱۰۰۰\times۸}{۲۰\times۱۰^{۶}}\times۱۰^{۳}\right)$$

در نهایت داریم:

$$T_{Total\ Delay} = [۰/۰۸]+۱+[۰+۰/۴]+۱۲+[۰+۰/۱۶]+۲+(۴۹۹)\times(۰/۴)$$

$$T_{Total\ Delay} = [۰/۰۸]+۱+[۰/۴]+۱۲+[۰/۱۶]+۲+۱۹۹/۶ = ۱۵/۶۴+۱۹۹/۶ = ۲۱۵/۲۴\ msec$$

در صورت سوال گفته شده است که یک جریان داده (صوت و ویدیو) با نرخ ۵ مگابیت بر ثانیه که در بسته‌های ۱۰۰۰۰ بیتی قرار دارند از برنامه‌ای در کامپیوتر H1 به برنامه‌ای در کامپیوتر H2 مطابق با شکل زیر، در حال ارسال است. همچنین فرض شده است که طول صف در بافرهای مسیریاب‌های R1 و R2، حداکثر ۴ بسته و حداقل صفر است. همچنین در ادامه صورت سوال خواسته شده است که با توجه به اطلاعات داده شده در شکل حداقل و حداکثر تاخیر یک بسته از زمان ارسال از کامپیوتر H1 و دریافت توسط کامپیوتر H2 به میلی ثانیه چقدر است؟



Propagation Speed $=۲\times۱۰^{۸}$ mps

همچنین داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$L = ۱۰۰۰۰ bit$

$D_۱ = ۱۰۰ km,\ D_۲ = ۵۰۰ km,\ D_۳ = ۱۰۰ km$

$V = ۲\times۱۰^{۸}$ mps

$T_{Process۱} = ۰,\ T_{Process۲} = ۰$

$R_۱ = ۱۰ Mbps,\ R_۲ = ۱۰۰ Mbps,\ R_۳ = ۱۰$ Mbps

همانطور که گفتیم به طور کلی حداقل زمان لازم برای انتقال بسته‌ها مابین دو گره انتهایی از رابطه زیر محاسبه می‌گردد:

$$T_{Total\ Delay} = [T_{F۱}]+T_{Prop۱}+[T_{process۱}+T_{F۲}]+T_{Prop۲}+[T_{process۲}+T_{F۳}]+T_{Prop۳}+T_{queue}$$

همچنین به طور کلی حداقل زمان لازم برای انتقال «یک بسته» مابین دو گره انتهایی از رابطه زیر محاسبه می‌گرد:

$$T_{Total\ Delay} = [T_{F۱}]+T_{Prop۱}+[T_{process۱}+T_{F۲}]+T_{Prop۲}+[T_{process۲}+T_{F۳}]+T_{Prop۳}+۰$$

khalilifar.ir

در رابطه فوق مقدار T_{queue} یعنی صف حاصل از «**تعدد**» بسته‌های ارسالی مابین یک فرستنده و گیرنده مورد نظر برابر صفر در نظر گرفته شده است. چون در صورت سوال حداقل و حداکثر تاخیر «**یک بسته**» از زمان ارسال از کامپیوتر H1 و دریافت توسط کامپیوتر H2 مورد پرسش قرار گرفته است. دقت کنید که در صورت سوال «**فقط**» حداقل و حداکثر تاخیر «**یک بسته**» از زمان ارسال از کامپیوتر H1 و دریافت توسط کامپیوتر H2 مورد پرسش قرار گرفته است. یعنی مقدار T_{queue} در رابطه فوق برای ارسال **فقط** «**یک بسته**» به صورت زیر محاسبه شده است.

$$T_{queue} = (۱-۱)\times\left(\frac{L}{\min(R_۱,R_۲,R_۳)}\right)=(۰)\times\left(\frac{L}{\min(R_۱,R_۲,R_۳)}\right)=۰$$

کنترل جریان در محیط زیست node-to-node توسط لایه پیوند داده انجام می‌گردد، اما کنترل ازدحام در محیط زیست end-to-end توسط لایه انتقال انجام می‌گردد. چه کنترل جریان در محیط زیست node-to-node باشد و چه کنترل ازدحام در محیط زیست end-to-end باشد، هر دو جلوگیری می‌کنند از سرریزی اما اولی جلوگیری می‌کند از سرریزی در گره‌های انتهایی مربوط به محیط زیست node-to-node یعنی دو گره موجود در دو طرف یک تک یال از گراف شبکه و دومی جلوگیری می‌کند از سرریزی در گره‌های میانی مربوط به محیط زیست end-to-end یعنی گره‌های میانی موجود در گراف کل شبکه. با وجود کنترل جریان لایه پیوند داده اما همچنان به کنترل ازدحام لایه انتقال نیاز است. چون در کنترل جریان لایه پیوند داده فقط سرریزی گره‌های انتهایی مربوط به محیط زیست node-to-node یعنی دو گره موجود در دو طرف یک تک یال از گراف شبکه بررسی می‌شود اما در کنترل جریان لایه انتقال همچنان نیاز است تا سرریزی در گره‌های میانی مربوط به محیط زیست end-to-end یعنی گره‌های میانی موجود در گراف کل شبکه نیز بازهم بررسی گردد. در محیط زیست node-to-node حل مساله سرریزی فقط مابین دو گره انتهایی موجود در دو طرف یک تک یال از گراف شبکه است. یعنی طرفین مساله فقط دو گره انتهایی موجود در دو طرف یک تک یال از گراف شبکه است، که باید این دو مدارا کنند. اما در محیط زیست end-to-end حل مساله سرریزی مابین همه گره‌های انتهایی موجود در گراف کل شبکه است. یعنی طرفین مساله همه گره‌های انتهایی گراف کل شبکه است، که باید همه مدارا کنند. حل مساله کنترل ازدحام بر عهده پروتکل TCP موجود در لایه انتقال به شیوه واکنشی و ضمنی یعنی بر اساس نشانه‌ها و نیامدن پیام ACK توسط الگوریتم TCP TAHOE یا TCP RENO است. در صورتی که TCP موجود در گره‌های انتهایی (فرستنده‌ها) به شکل بی‌رویه سگمنت‌های زیادی را ارسال کنند، باعث ازدحام در گره‌های میانی (مسیریاب‌ها) می‌شود. همچنین اگر تعداد سگمنت‌های ارسالی کم باشد از ظرفیت شبکه به درستی استفاده نمی‌شود. برای کنترل این مساله باید مکانیزمی وضع شود که مقدار مناسب سگمنت‌ها را مشخص کند، تا هم از ظرفیت شبکه به شکل بهینه استفاده شود و هم از سرریزی بافرهای گره‌های میانی (مسیریاب‌ها) جلوگیری

khalilifar.ir

کند. برای این امر مکانیزم دریچه ازدحام یا پنجره ازدحام یا congestion window یا cwnd ایجاد شده است. cwnd تعداد سگمنت‌های ارسالی توسط گره‌های انتهایی (فرستنده‌ها) را بر اساس بازخوردهای دریافتی از گره‌های میانی (مسیریاب‌ها) برعهده دارد. طوری که نه سرریزی در گره‌های میانی (مسیریاب‌ها) رخ دهد و نه از ظرفیت شبکه هدر رود.

همانطور که گفتیم در محیط زیست end-to-end حل مساله سرریزی مابین همه گره‌های انتهایی موجود در گراف کل شبکه است. یعنی طرفین مساله همه گره‌های انتهایی گراف کل شبکه است، که باید همه مدارا کنند. که این **مدارا کردن** و **مدارا نکردن** دو فرم زیر را ایجاد می‌کند:

فرم اول: اگر همه گره‌های انتهایی مرتبط با گره‌های میانی (مسیریاب‌ها) مدارا کنند و به دلیل ارسال نرمال سگمنت‌ها سبب ایجاد صف در هیچ یک از گره‌های میانی (مسیریاب‌ها) نشوند آنگاه **طول صف در بافرهای مسیریاب‌های R1 و R2 برابر صفر خواهد بود. در این حالت روابط زیر را برای مسیریاب‌های R1 و R2 خواهیم داشت:**

$$T^{min}_{queue\text{-}R1} = \left[\text{cardinality}(\text{queue-router}۱) \times \frac{L}{R_۲}\right] = \left[۰ \times \frac{L}{R_۲}\right] = ۰ \text{ msec}$$

$$T^{min}_{queue\text{-}R۲} = \left[\text{cardinality}(\text{queue-router}۲) \times \frac{L}{R_۳}\right] = \left[۰ \times \frac{L}{R_۳}\right] = ۰ \text{ msec}$$

بنابراین «حداقل» زمان لازم برای انتقال فقط «یک بسته» مابین دو گره انتهایی H1 و H2 و «وابسته» به طول صف موجود در مسیریاب‌های **R1** و **R2 از رابطه زیر محاسبه می‌گرد:**

$$T^{min}_{\text{Total Delay}(۱)} = \left[T_{F۱}\right] + T_{Prop۱} + \left[T^{min}_{queue\text{-}R۱} + T_{process۱} + T_{F۲}\right] + T_{Prop۲} + \left[T^{min}_{queue\text{-}R۲} + T_{process۲} + T_{F۳}\right] + T_{Prop۳}$$

که پس از جایگذاری اولیه رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$T^{min}_{\text{Total Delay}(۱)} = \left[\frac{L}{R_۱}\right] + \frac{D_۱}{V} + \left[۰ + ۰ + \frac{L}{R_۲}\right] + \frac{D_۲}{V} + \left[۰ + ۰ + \frac{L}{R_۳}\right] + \frac{D_۳}{V}$$

توجه: در صورت سؤال زمان پردازش موجود در مسیریاب ($T_{Process}$) داده نشده است، بنابراین در رابطه فوق، مقدار زمان پردازش را برابر صفر در نظر گرفتیم.

پس از جایگذاری نهایی رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$T^{min}_{\text{Total Delay}(۱)} = \left[\frac{۱۰۰۰۰}{۱۰\times۱۰^۶}\times۱۰^۳\right] + \frac{۱۰۰\times۱۰^۳}{۲\times۱۰^۸}\times۱۰^۳ + \left[۰ + ۰ + \frac{۱۰۰۰۰}{۱۰۰\times۱۰^۶}\times۱۰^۳\right] + \frac{۵۰۰\times۱۰^۳}{۲\times۱۰^۸}\times۱۰^۳ + \left[۰ + ۰ + \frac{۱۰۰۰۰}{۱۰\times۱۰^۶}\times۱۰^۳\right] + \frac{۱۰۰\times۱۰^۳}{۲\times۱۰^۸}\times۱۰^۳$$

در نهایت داریم:

$$T^{min}_{\text{Total Delay}(۱)} = [۱] + ۰/۵ + [۰ + ۰ + ۰/۱] + ۲/۵ + [۰ + ۰ + ۱] + ۰/۵ = ۵/۶ \text{ msec}$$

تا به اینجا واضح است که گزینه اول یا سوم پاسخ سوال هستند.

khalilifar.ir

فرم دوم: اگر همه گره‌های انتهایی مرتبط با گره‌های میانی (مسیریاب‌ها) مدارا نکنند و به دلیل ارسال غیرنرمال سگمنت‌ها سبب ایجاد صف درگره‌های میانی (مسیریاب‌ها) بشوند آنگاه **طول صف در بافرهای مسیریاب‌های R1 و R2 مطابق فرض مساله برابر چهار خواهد بود. در این حالت روابط زیر را برای مسیریاب‌های R1 و R2 خواهیم داشت:**

$$T^{max}_{queue\text{-}R1} = \left[cardinality(queue\text{-}router۱) \times \frac{L}{R_۲}\right] = \left[۴ \times \frac{۱۰۰۰۰}{۱۰۰ \times ۱۰^۶} \times ۱۰^۳\right] = ۴ \times ۰/۱ = ۰/۴ \text{ msec}$$

$$T^{max}_{queue\text{-}R۲} = \left[cardinality(queue\text{-}router۲) \times \frac{L}{R_۳}\right] = \left[۴ \times \frac{۱۰۰۰۰}{۱۰ \times ۱۰^۶} \times ۱۰^۳\right] = ۴ \times ۱ = ۴ \text{ msec}$$

بنابراین «حداکثر» زمان لازم برای انتقال فقط «یک بسته» مابین دو گره انتهایی H1 و H2 و «وابسته» به طول صف موجود در مسیریاب‌های **R1** و **R2 از رابطه زیر محاسبه می‌گرد:**

$$T^{max}_{Total\ Delay(۱)} = [T_{F۱}] + T_{Prop۱} + \left[T^{max}_{queue\text{-}R۱} + T_{process۱} + T_{F۲}\right] + T_{Prop۲} + \left[T^{max}_{queue\text{-}R۲} + T_{process۲} + T_{F۳}\right] + T_{Prop۳}$$

که پس از جایگذاری اولیه رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$T^{max}_{Total\ Delay(۱)} = \left[\frac{L}{R_۱}\right] + \frac{D_۱}{V} + \left[T^{max}_{queue\text{-}R۱} + ۰ + \frac{L}{R_۲}\right] + \frac{D_۲}{V} + \left[T^{max}_{queue\text{-}R۲} + ۰ + \frac{L}{R_۳}\right] + \frac{D_۳}{V}$$

توجه: در صورت سؤال زمان پردازش موجود در مسیریاب ($T_{Process}$)داده نشده است، بنابراین در رابطه فوق، مقدار زمان پردازش را برابر صفر در نظر گرفتیم.

پس از جایگذاری نهایی رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$T^{max}_{Total\ Delay(۱)} = \left[\frac{۱۰۰۰۰}{۱۰ \times ۱۰^۶} \times ۱۰^۳\right] + \frac{۱۰۰ \times ۱۰^۳}{۲ \times ۱۰^۸} \times ۱۰^۳ + \left[۰/۴ + ۰ + \frac{۱۰۰۰۰}{۱۰۰ \times ۱۰^۶} \times ۱۰^۳\right] + \frac{۵۰۰ \times ۱۰^۳}{۲ \times ۱۰^۸} \times ۱۰^۳ + \left[۴ + ۰ + \frac{۱۰۰۰۰}{۱۰ \times ۱۰^۶} \times ۱۰^۳\right] + \frac{۱۰۰ \times ۱۰^۳}{۲ \times ۱۰^۸} \times ۱۰^۳$$

در نهایت داریم:

$$T^{max}_{Total\ Delay(۱)} = [۱] + ۰/۵ + [۰/۴ + ۰ + ۰/۱] + ۲/۵ + [۴ + ۰ + ۱] + ۰/۵ = ۵/۶ + ۴/۴ = ۱۰ \text{ msec}$$

تا به اینجا واضح بود که گزینه اول یا سوم پاسخ سوال هستند. اما دیگر از اینجا به بعد با توجه به مقادیر گزینه اول یا سوم مشخص نیست که گزینه اول یا سوم پاسخ سوال است. همانطور که گفتیم سازمان سنجش آموزش کشور، در کلید اولیه خود، گزینه سوم را به عنوان پاسخ اعلام کرده بود. اما در کلید نهایی این سوال حذف گردید، که کار درستی بوده است.

۷- گزینه () صحیح است.

توجه: سازمان سنجش آموزش کشور، در کلید اولیه خود، گزینه دوم را به عنوان پاسخ اعلام کرده بود. اما در کلید نهایی این سوال حذف گردید، که کار درستی بوده است.

توجه: در شبکه‌های کامپیوتری چهار نوع تأخیر داریم:

khalilifar.ir

تأخیر انتقال (T_F)، تأخیر انتشار (T_{Prop})، تأخیر صف (T_{queue})، تأخیر پردازش ($T_{process}$).

توجه: تأخیر صف‌بندی داخل گره‌ها، یک تأخیر متغیر است که به حجم ترافیک لحظه عبـور از آن گره بستگی دارد. به عبارت دیگر تاخیر صف در طول زمان نوسان دارد. پس تأخیری که از ابتدا به انتها ایجاد می‌شود، متغیر است و از قبل قابل پیش‌بینی نیست.

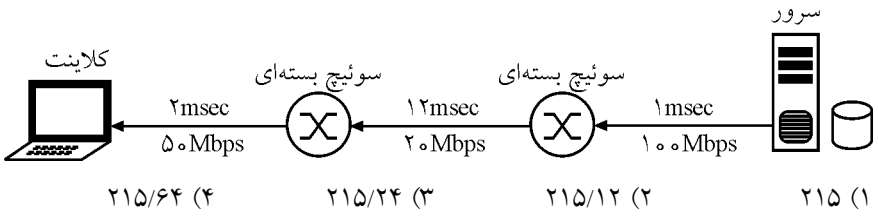
مثال: مثلاً دسترسی به سیستم آموزشی (پرتال)

۱- دیدن پرتال از داخل دانشگاه از طریق شبکه محلی (تأخیر در حد ۱ ms)

۲- دیدن پرتال از خانه از طریق اینترنت (هنوز در شبکه داخل کشور) (تأخیر در حد ۱۰ms)

۳- دیدن پرتال از اروپا (تأخیر در حد ۱۰۰ms)

مثال- در شبکه‌ای با مسیر شکل زیر بین سرور و کلاینت وجود دارد، حداقل زمان لازم بـرای انتقـال پانصد بسته هزار بایتی بر حسب میلی‌ثانیه (msec) کدام است؟ (توجه: $1Mbps = 10^6 bps$)



پاسخ- گزینه (۳) صحیح است.

به طور کلی حداقل زمان لازم برای انتقال بسته‌ها مابین دو گره انتهایی از رابطه زیر محاسبه می‌گرد:

$$T_{Total\ Delay} = [T_{F1}] + T_{Prop1} + [T_{process1} + T_{F2}] + T_{Prop2} + [T_{process2} + T_{F3}] + T_{Prop3} + T_{queue}$$

T_F از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_F = \frac{L}{R}$$

T_F، زمان انتقال بسته به داخل کانال انتقال است.

که L برابر اندازه بسته و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.

T_{Prop} از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_{Prop} = \frac{D}{V}$$

T_{Prop}، زمان تأخیر انتشار است.

که D برابر طول کانال و V برابر سرعت انتشار می‌باشد.

$T_{Process}$ از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_{Proces} = \frac{b}{R}$$

$T_{Process}$، زمان پردازش موجود در مسیریاب (گره میانی) مربوط به کنترل خطای فریم، احیانا قطعـه

khalilifar.ir

قطعه شدن بسته و مسیریابی بسته است.

که b برابر تعداد بیت لازم برای پردازش و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.

T_{queue} از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_{queue} = (N-1)\times\left(\frac{L}{\min(R_1,R_2,R_3)}\right)$$

T_{queue}، زمان تأخیر صف است.

که L برابر اندازه بسته، R برابر نرخ انتقال و N برابر تعداد بسته‌ها می‌باشد.

توجه: صف در جایی ایجاد می‌شود که پایین‌ترین نرخ انتقال را دارد یعنی $\min(R_1,R_2,R_3)$ که در این حالت گلوگاه (bottleneck) در آن محل ایجاد شده است.

توجه: مطابق فلش موجود در نمودار صورت سوال حرکت بسته‌ها از سمت راست به چپ یعنی از سمت سرور به سمت کلاینت است.

همچنین داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$L = 1000$ Byte

$T_{Prop1} = 1$ msec, $T_{Prop2} = 12$ msec, $T_{Prop3} = 2$ msec

$T_{Process1} = 0$, $T_{Process2} = 0$

$R_1 = 100$Mbps, $R_2 = 20$Mbps, $R_3 = 50$ Mbps

همانطور که گفتیم به طور کلی حداقل زمان لازم برای انتقال بسته‌ها مابین دو گره انتهایی از رابطه زیر محاسبه می‌گرد:

$$T_{Total\ Delay} = [T_{F1}] + T_{Prop1} + [T_{process1} + T_{F2}] + T_{Prop2} + [T_{process2} + T_{F3}] + T_{Prop3} + T_{queue}$$

که پس از جایگذاری اولیه رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$T_{Total\ Delay} = \left[\frac{L}{R_1}\right] + 1 + \left[0 + \frac{L}{R_2}\right] + 12 + \left[0 + \frac{L}{R_3}\right] + 2 + (N-1)\times\left(\frac{L}{\min(R_1,R_2,R_3)}\right)$$

توجه: در صورت سؤال زمان پردازش موجود در مسیریاب ($T_{Process}$) داده نشده است، بنابراین در رابطه فوق، مقدار زمان پردازش را برابر صفر در نظر گرفتیم.

پس از جایگذاری نهایی رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$T_{Total\ Delay} = \left[\frac{1000\times8}{100\times10^6}\times10^3\right] + 1 + \left[0 + \frac{1000\times8}{20\times10^6}\times10^3\right] + 12 + \left[0 + \frac{1000\times8}{50\times10^6}\times10^3\right] + 2 + (499)\times\left(\frac{1000\times8}{20\times10^6}\times10^3\right)$$

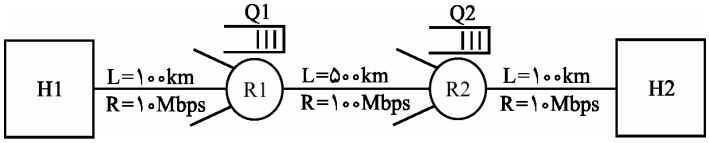
در نهایت داریم:

$$T_{Total\ Delay} = [0/08] + 1 + [0 + 0/4] + 12 + [0 + 0/16] + 2 + (499)\times(0/4)$$

$$T_{Total\ Delay} = [0/08] + 1 + [0/4] + 12 + [0/16] + 2 + 199/6 = 15/64 + 199/6 = 215/24 \text{ msec}$$

khalilifar.ir

در صورت سوال گفته شده است که یک جریان داده (صوت و ویدیو) با نرخ ۵ مگابیت بر ثانیه که در بسته‌های ۱۰۰۰۰ بیتی قرار دارند از برنامه‌ای در کامپیوتر H1 به برنامه‌ای در کامپیوتر H2 مطابق با شکل زیر، در حال ارسال است. همچنین فرض شده است که طول صف در بافرهای مسیریاب‌های R1 و R2، حداکثر ۴ بسته و حداقل صفر است. همچنین در ادامه صورت سوال خواسته شده است که با توجه به اطلاعات داده شده در شکل حداقل تاخیر زمانی به میلی‌ثانیه که برنامه در کامپیوتر H2 باید بافر خود را قبل از پخش داده مشاهده (محاسبه) کند و حداقل اندازه بافر مورد نیاز به کیلو بیت برای پخش بدون وقفه این جریان چقدر هستند؟



Propagation Speed $= ۲\times ۱۰^{۸}$ mps

همچنین داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$L = ۱۰۰۰۰ bit$

$D_۱ = ۱۰۰ km,\ D_۲ = ۵۰۰ km,\ D_۳ = ۱۰۰ km$

$V = ۲\times ۱۰^{۸}$ mps

$T_{Process۱} = ۰,\ T_{Process۲} = ۰$

$R_{Multimedia} = ۵ Mbps,$

$R_۱ = ۱۰ Mbps,\ R_۲ = ۱۰۰ Mbps,\ R_۳ = ۱۰ Mbps$

توجه: در صورت سوال مفهوم **Jitter** مورد پرسش قرار گرفته است.

Jitter یک پدیده در انتقال صوت و تصویر می‌باشد. برای محاسبه Jitter ابتدا باید **حداقل** زمان و **حداکثر** زمان تاخیر یک بسته محاسبه شود. همانطور که گفتیم در شبکه‌های کامپیوتری چهار نوع تأخیر داریم:

تأخیر انتقال (T_F)، تأخیر انتشار (T_{Prop})، تأخیر صف (T_{queue})، تأخیر پردازش $(T_{process})$.

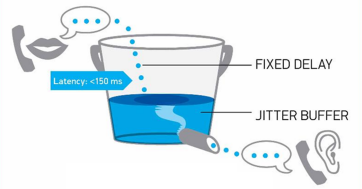
توجه: تأخیر صف‌بندی داخل گره‌ها، یک تأخیر متغیر است که به حجم ترافیک لحظه عبور از آن گره بستگی دارد. به عبارت دیگر تاخیر صف در طول زمان نوسان دارد. پس تأخیری که از ابتدا به انتها ایجاد می‌شود، متغیر است و از قبل قابل پیش‌بینی نیست. بنابراین مدت زمان انتقال هر بسته ممکن است تغییر کند. این تغییر در تاخیر انتقال بسته‌ها به عنوان «Jitter» یا «تغییر در تاخیر بسته‌ها» نامیده می‌شود. پیوسته و گسسته شدن صوت و تصویر به Jitter وابسته است. اگر Jitter کم باشد صوت و تصویر به صورت پیوسته قابل مشاهده خواهد بود و این یعنی افزایش کیفیت در مشاهده صوت و تصویر. اما اگر Jitter زیاد باشد صوت و تصویر به صورت گسسته قابل مشاهده خواهد بود و این یعنی کاهش کیفیت در مشاهده صوت و تصویر.

khalilifar.ir

Delay : مدت زمانی که یک بسته از یک نقطه شبکه به نقطه دیگه منتقل می‌شود.

Jitter : وقتی که Delay متغییر شد Jitter به وجود می‌آید. بافر گره انتهایی (گیرنده) باید ظرفیت لازم برای دریافت بسته‌ها به اندازه Jitter را داشته باشد.

بسته‌های ارسالی از سمت فرستنده، در سمت گیرنده باید مرتب و به ترتیب دریافت شوند اما این بسته‌ها در مسیر حرکت از سمت فرستنده به گیرنده به ترتیب حرکت نمی‌کنند و ممکن است از مسیرهای متفاوتی به سمت گیرنده روانه گردند و به تبع ممکن است تاخیرهای متفاوتی در مسیر رسیدن به گیرنده تجربه کنند. برای مقابله با پدیده Jitter از مکانیزمی به نام Jitter Buffer استفاده می‌گردد، Jitter Buffer یک فرصت‌ساز برای دریافت بسته‌ای است که باید می‌رسیده است ولی به دلیل تاخیر هنوز نیامده است، در حالی که بسته‌های جلویی آن در سمت گیرنده دریافت شده‌اند. در واقع Jitter Buffer باید آنقدر دلگنده و جادار باشد و انقدر باید بسته‌های غیرمرتبط که شماره ترتیب مد نظر گیرنده نیست را بی‌مورد دریافت کند تا بالاخره بسته مورد نظر دریافتی گیرنده که دارای شماره ترتیب مدنظر گیرنده است از راه برسد. شکل زیر گویای مطلب است:



زمانیکه بسته‌های اطلاعاتی از مبدا به مقصد می‌رسند ابتدا Jitter Buffer یک برآورد از حداقل و حداکثر میزان تاخیر بسته‌ها محاسبه می‌کند و از تفاضل حاصل از حداکثر و حداقل تاخیر مقدار Jitter را محاسبه می‌کند و میزان Jitter Buffer را مشخص می‌کند. البته تا زمانی مکانیزم Jitter Buffer قادر به مقابله با پدیده Jitter است که مقدار Jitter از ۱۵۰ میلی‌ثانیه تجاوز نکند، چون این تاخیر به این میزان برای گیرنده قابل پذیرش نیست.

همانطور که گفتیم به طور کلی حداقل زمان لازم برای انتقال بسته‌ها مابین دو گره انتهایی از رابطه زیر محاسبه می‌گرد:

$$T_{\text{Total Delay}} = [T_{F_1}] + T_{Prop_1} + [T_{process_1} + T_{F_2}] + T_{Prop_2} + [T_{process_2} + T_{F_3}] + T_{Prop_3} + T_{queue}$$

همچنین به طور کلی حداقل زمان لازم برای انتقال «یک بسته» مابین دو گره انتهایی از رابطه زیر محاسبه می‌گرد:

$$T_{\text{Total Delay}} = [T_{F_1}] + T_{Prop_1} + [T_{process_1} + T_{F_2}] + T_{Prop_2} + [T_{process_2} + T_{F_3}] + T_{Prop_3} + ۰$$

در رابطه فوق مقدار T_{queue} یعنی صف حاصل از «**تعدد**» بسته‌های ارسالی مابین یک فرستنده و گیرنده مورد نظر برابر صفر در نظر گرفته شده است. چون در صورت سوال حداقل و حداکثر

khalilifar.ir

تاخیر «**یک بسته**» از زمان ارسال از کامپیوتر H1 و دریافت توسط کامپیوتر H2 مورد پرسش قرار گرفته است. دقت کنید که در صورت سوال «**فقط**» حداقل و حداکثر تاخیر «**یک بسته**» از زمان ارسال از کامپیوتر H1 و دریافت توسط کامپیوتر H2 مورد پرسش قرار گرفته است. یعنی مقدار T_{queue} در رابطه فوق برای ارسال **فقط** «**یک بسته**» به صورت زیر محاسبه شده است.

$$T_{queue} = (۱-۱)\times\left(\frac{L}{\min(R_۱,R_۲,R_۳)}\right)=(۰)\times\left(\frac{L}{\min(R_۱,R_۲,R_۳)}\right)=۰$$

کنترل جریان در محیط زیست node-to-node توسط لایه پیوند داده انجام می‌گردد، اما کنترل ازدحام در محیط زیست end-to-end توسط لایه انتقال انجام می‌گردد. چه کنترل جریان در محیط زیست node-to-node باشد و چه کنترل ازدحام در محیط زیست end-to-end باشد، هر دو جلوگیری می‌کنند از سرریزی اما اولی جلوگیری می‌کند از سرریزی در گره‌های انتهایی مربوط به محیط زیست node-to-node یعنی دو گره موجود در دو طرف یک تک یال از گراف شبکه و دومی جلوگیری می‌کند از سرریزی در گره‌های میانی مربوط به محیط زیست end-to-end یعنی گره‌های میانی موجود در گراف کل شبکه. با وجود کنترل جریان لایه پیوند داده اما همچنان به کنترل ازدحام لایه انتقال نیاز است. چون در کنترل جریان لایه پیوند داده فقط سرریزی گره‌های انتهایی مربوط به محیط زیست node-to-node یعنی دو گره موجود در دو طرف یک تک یال از گراف شبکه بررسی می‌شود اما در کنترل جریان لایه انتقال همچنان نیاز است تا سرریزی در گره‌های میانی مربوط به محیط زیست end-to-end یعنی گره‌های میانی موجود در گراف کل شبکه نیز بازهم بررسی گردد. در محیط زیست node-to-node حل مساله سرریزی فقط مابین دو گره انتهایی موجود در دو طرف یک تک یال از گراف شبکه است. یعنی طرفین مساله فقط دو گره انتهایی موجود در دو طرف یک تک یال از گراف شبکه است، که باید این دو مدارا کنند. اما در محیط زیست end-to-end حل مساله سرریزی مابین همه گره‌های انتهایی موجود در گراف کل شبکه است. یعنی طرفین مساله همه گره‌های انتهایی گراف کل شبکه است، که باید همه مدارا کنند. حل مساله کنترل ازدحام بر عهده پروتکل TCP موجود در لایه انتقال به شیوه واکنشی و ضمنی یعنی بر اساس نشانه‌ها و نیامدن پیام ACK توسط الگوریتم TCP TAHOE یا TCP RENO است. در صورتی که TCP موجود در گره‌های انتهایی (فرستنده‌ها) به شکل بی‌رویه سگمنت‌های زیادی را ارسال کنند، باعث ازدحام در گره‌های میانی(مسیریاب‌ها) می‌شود. همچنین اگر تعداد سگمنت‌های ارسالی کم باشد از ظرفیت شبکه به درستی استفاده نمی‌شود. برای کنترل این مساله باید مکانیزمی وضع شود که مقدار مناسب سگمنت‌ها را مشخص کند، تا هم از ظرفیت شبکه به شکل بهینه استفاده شود و هم از سرریزی بافرهای گره‌های میانی(مسیریاب‌ها) جلوگیری کند. برای این امر مکانیزم دریچه ازدحام یا پنجره ازدحام یا congestion window یا cwnd ایجاد شده است. cwnd تعداد سگمنت‌های ارسالی توسط گره‌های انتهایی (فرستنده‌ها) را بر اساس

khalilifar.ir

بازخوردهای دریافتی از گره‌های میانی (مسیریاب‌ها) برعهده دارد. طوری که نه سرریزی در گره‌های میانی (مسیریاب‌ها) رخ دهد و نه از ظرفیت شبکه هدر رود.

همانطور که گفتیم در محیط زیست end-to-end حل مساله سرریزی مابین همه گره‌های انتهایی موجود در گراف کل شبکه است. یعنی طرفین مساله همه گره‌های انتهایی گراف کل شبکه است، که باید همه مدارا کنند. که این **مدارا کردن** و **مدارا نکردن** دو فرم زیر را ایجاد می‌کند:

فرم اول: اگر همه گره‌های انتهایی مرتبط با گره‌های میانی (مسیریاب‌ها) مدارا کنند و به دلیل ارسال نرمال سگمنت‌ها سبب ایجاد صف در هیچ یک از گره‌های میانی (مسیریاب‌ها) نشوند آنگاه **طول صف در بافرهای مسیریاب‌های R1 و R2 برابر صفر خواهد بود. در این حالت روابط زیر را برای مسیریاب‌های R1 و R2 خواهیم داشت:**

$$T^{min}_{queue\text{-}R1} = \left[cardinality(queue\text{-}router1) \times \frac{L}{R_2}\right] = \left[0 \times \frac{L}{R_2}\right] = 0\ msec$$

$$T^{min}_{queue\text{-}R2} = \left[cardinality(queue\text{-}router2) \times \frac{L}{R_3}\right] = \left[0 \times \frac{L}{R_3}\right] = 0\ msec$$

بنابراین «حداقل» زمان لازم برای انتقال فقط «یک بسته» مابین دو گره انتهایی H1 و H2 و «وابسته» به طول صف موجود در مسیریاب‌های **R1** و **R2 از رابطه زیر محاسبه می‌گرد:**

$$T^{min}_{Total\ Delay(1)} = [T_{F1}] + T_{Prop1} + \left[T^{min}_{queue\text{-}R1} + T_{process1} + T_{F2}\right] + T_{Prop2} + \left[T^{min}_{queue\text{-}R2} + T_{process2} + T_{F2}\right] + T_{Prop3}$$

که پس از جایگذاری اولیه رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$T^{min}_{Total\ Delay(1)} = \left[\frac{L}{R_1}\right] + \frac{D_1}{V} + \left[0 + 0 + \frac{L}{R_2}\right] + \frac{D_2}{V} + \left[0 + 0 + \frac{L}{R_3}\right] + \frac{D_3}{V}$$

توجه: در صورت سؤال زمان پردازش موجود در مسیریاب ($T_{Process}$) داده نشده است، بنابراین در رابطه فوق، مقدار زمان پردازش را برابر صفر در نظر گرفتیم.

پس از جایگذاری نهایی رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$T^{min}_{Total\ Delay(1)} = \left[\frac{10000}{10 \times 10^6} \times 10^3\right] + \frac{100 \times 10^3}{2 \times 10^8} \times 10^3 + \left[0 + 0 + \frac{10000}{100 \times 10^6} \times 10^3\right] + \frac{500 \times 10^3}{2 \times 10^8} \times 10^3 + \left[0 + 0 + \frac{10000}{10 \times 10^6} \times 10^3\right] + \frac{100 \times 10^3}{2 \times 10^8} \times 10^3$$

در نهایت داریم:

$$T^{min}_{Total\ Delay(1)} = [1] + 0/5 + [0 + 0 + 0/1] + 2/5 + [0 + 0 + 1] + 0/5 = 5/6\ msec$$

فرم دوم: اگر همه گره‌های انتهایی مرتبط با گره‌های میانی (مسیریاب‌ها) مدارا نکنند و به دلیل ارسال غیرنرمال سگمنت‌ها سبب ایجاد صف درگره‌های میانی (مسیریاب‌ها) بشوند آنگاه **طول صف در بافرهای مسیریاب‌های R1 و R2 مطابق فرض مساله برابر چهار خواهد بود. در این حالت**

khalilifar.ir

روابط زیر را برای مسیریاب‌های R1 و R2 خواهیم داشت:

$$T^{max}_{queue\text{-}R1} = \left[cardinality(queue\text{-}router۱) \times \frac{L}{R_۲}\right] = \left[۴ \times \frac{۱۰۰۰۰}{۱۰۰ \times ۱۰^۶} \times ۱۰^۳\right] = ۴ \times ۰/۱ = ۰/۴ \text{ msec}$$

$$T^{max}_{queue\text{-}R۲} = \left[cardinality(queue\text{-}router۲) \times \frac{L}{R_۳}\right] = \left[۴ \times \frac{۱۰۰۰۰}{۱۰ \times ۱۰^۶} \times ۱۰^۳\right] = ۴ \times ۱ = ۴ \text{ msec}$$

بنابراین «حداکثر» زمان لازم برای انتقال فقط «یک بسته» مابین دو گره انتهایی H1 و H2 و «وابسته» به طول صف موجود در مسیریاب‌های **R1** و **R2 از رابطه زیر محاسبه می‌گرد:**

$$T^{max}_{Total\ Delay(۱)} = [T_{F۱}] + T_{Prop۱} + \left[T^{max}_{queue\text{-}R۱} + T_{process۱} + T_{F۲}\right] + T_{Prop۲} + \left[T^{max}_{queue\text{-}R۲} + T_{process۲} + T_{F۳}\right] + T_{Prop۳}$$

که پس از جایگذاری اولیه رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$T^{max}_{Total\ Delay(۱)} = \left[\frac{L}{R_۱}\right] + \frac{D_۱}{V} + \left[T^{max}_{queue\text{-}R۱} + ۰ + \frac{L}{R_۲}\right] + \frac{D_۲}{V} + \left[T^{max}_{queue\text{-}R۲} + ۰ + \frac{L}{R_۳}\right] + \frac{D_۳}{V}$$

توجه: در صورت سؤال زمان پردازش موجود در مسیریاب ($T_{Process}$) داده نشده است، بنابراین در رابطه فوق، مقدار زمان پردازش را برابر صفر در نظر گرفتیم.

پس از جایگذاری نهایی رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$T^{max}_{Total\ Delay(۱)} = \left[\frac{۱۰۰۰۰}{۱۰ \times ۱۰^۶} \times ۱۰^۳\right] + \frac{۱۰۰ \times ۱۰^۳}{۲ \times ۱۰^۸} \times ۱۰^۳ + \left[۰/۴ + ۰ + \frac{۱۰۰۰۰}{۱۰۰ \times ۱۰^۶} \times ۱۰^۳\right] + \frac{۵۰۰ \times ۱۰^۳}{۲ \times ۱۰^۸} \times ۱۰^۳ + \left[۴ + ۰ + \frac{۱۰۰۰۰}{۱۰ \times ۱۰^۶} \times ۱۰^۳\right] + \frac{۱۰۰ \times ۱۰^۳}{۲ \times ۱۰^۸} \times ۱۰^۳$$

در نهایت داریم:

$$T^{max}_{Total\ Delay(۱)} = [۱] + ۰/۵ + [۰/۴ + ۰ + ۰/۱] + ۲/۵ + [۴ + ۰ + ۱] + ۰/۵ = ۵/۶ + ۴/۴ = ۱۰ \text{ msec}$$

حال در ادامه برای محاسبه **Jitter** رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$T_{Jitter} = T^{max}_{Total\ Delay(۱)} - T^{min}_{Total\ Delay(۱)} = ۱۰ - ۵/۶ = ۴/۴ \text{ msec}$$

برای محاسبه **حداقل** اندازه **Jitter Buffer** رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$T_{Jitter} = \frac{L_{JITTER\ BUFFER}}{R_{Multimedia}}$$

همچنین بر اساس رابطه فوق داریم:

$$L_{JITTER\ BUFFER} = T_{Jitter} \times R_{Multimedia} \times = ۴/۴ \times ۱۰^{-۳} \times ۵ \times ۱۰^۳ = ۲۲ \text{ kb}$$

اما متأسفانه، این پاسخ در گزینه‌ها موجود نیست. همانطور که گفتیم سازمان سنجش آموزش کشور، در کلید اولیه خود، گزینه دوم را به عنوان پاسخ اعلام کرده بود. اما در کلید نهایی این سوال حذف گردید، که کار درستی بوده است.

khalilifar.ir

۸- گزینه (۴) صحیح است.

لایه شبکه سه مولفه اصلی دارد: (۱) پروتکل IP، (۲) پروتکل‌های مسیریابی اینترنت همچون RIP، OSPF و BGP، و (۳) پروتکل پیام کنترل اینترنت ICMP که در ادامه در مورد آن صحبت می‌کنیم.

پروتکل پیام کنترل اینترنت (Internet Control Message Protocol - ICMP) برای مبادله اطلاعات لایه شبکه مابین میزبان‌ها و مسیریاب‌ها مورد استفاده قرار می‌گیرد. بیشترین کاربرد ICMP برای گزارش کردن خطاهاست. اغلب (به اشتباه) ICMP را بخشی از IP می‌دانند، ولی ICMP از نظر ساختاری درست بالای IP قرار گرفته است، چون پیام‌های ICMP هم (درست مثل سگمنت‌های TCP یا UDP) به عنوان محموله داده در داخل دیتاگرام IP حمل می‌شوند. وقتی یک میزبان دیتاگرامی دریافت می‌کند که ICMP به عنوان پروتکل لایه بالای آن مشخص شده‌است، درست همانند حالتی که لایه شبکه محتویات دیتاگرام‌ها را به TCP یا UDP تحویل می‌دهد، محتویات این دیتاگرام را نیز به ICMP تحویل می‌دهد.

پیام‌های ICMP یک فیلد نوع (type)، یک فیلد کد (code)، و یک سرآیند دارند، آنها همچنین هشت بایت ابتدایی دیتاگرام IP که منشا تولید این پیام ICMP بوده است را در خود حمل می‌کنند (تا فرستنده بتواند تشخیص دهد کدام دیتاگرام باعث بروز خطا شده است) توجه داشته باشید که اعلام وضعیت‌های خطا فقط یکی از کاربردهای ICMP است.

برنامه مدیریتی Trace Route برای کشف مسیر موجود مابین یک گره مبدا و یک گره مقصد مورد استفاده قرار می‌گیرد. همچنین در برنامه مدیریتی Trace Route پیام Time Exceeded موجود در پروتکلICMP مورد استفاده قرار می‌گیرد. برای کشف نام و آدرس مسیریاب‌های واقع در مسیر مابین گره مبدا و گره مقصد، برنامه مدیریتی Trace Route گره مبدا تعدادی دیتاگرام IP معمولی به سمت گره مقصد ارسال می‌کند. هر یک از این دیتاگرام‌ها یک سگمنت UDP با شماره پورتی نامحتمل(شماره‌ای که به احتمال زیاد در هیچ گره‌ای به کار نرفته است) حمل می‌کنند. برنامه مدیریتی Trace Route طول عمر (TTL) بسته اول را به ۱، بسته دوم را به ۲، بسته سوم را به ۳ و الی آخر...مقداردهی می‌کند، و یک تایمر جداگانه برای هر یک از این دیتاگرام‌ها به راه می‌اندازد. وقتی دیتاگرام n ام به مسیریاب n ام برسد، مسیریاب متوجه می‌شود که TTL این دیتاگرام منقضی شده است. بنابر قواعد پروتکلIP، مسیریاب باید این دیتاگرام را دور بیاندازد و یک پیام اخطار ICMP با عنوان Time Exceeded و به معنی انقضای TTL (نوع ۱۱ و کد ۰) به گره مبدا برگرداند، که در این پیام اخطار یعنی Time Exceeded، نام و آدرس IP مسیریاب درج شده است. با رسیدن این پیام ICMP به گره مبدا، برنامه مدیریتی Trace Route می‌تواند (علاوه بر نام و آدرس IP مسیریاب n ام) به کمک تایمر مربوطه زمان رفت و برگشت آن و به تبع فاصله زمانی تا مسیریاب n ام را نیز به دست آورد. به این صورت که ابتدا اولین دیتاگرام معمولی از گره مبدا به گره مقصد با TTL برابر با مقدار ۱ ارسال می‌گردد. مطابق قواعد پروتکلIP مقدار فیلد TTL در هر مسیریاب، یک واحد کاهش می‌یابد و اگر در مسیریابی مقدار فیلد TTL برابر صفر گردد از سوی مسیریاب

khalilifar.ir

موجود یک پیام اخطار ICMP با عنوان Time Exceeded و به معنی انقضای TTL (نوع ۱۱ و کد ۰) به گره مبدا ارسال می‌گردد. بنابراین مقدار فیلد TTL دیتاگرام اول ارسال شده از گره مبدا به گره مقصد در اولین مسیریاب برابر صفر شده و یک پیام اخطار ICMP با عنوان Time Exceeded و به معنی انقضای TTL (نوع ۱۱ و کد ۰) به گره مبدا ارسال می‌گردد. در ادامه دومین دیتاگرام معمولی از گره مبدا به گره مقصد با TTL برابر با مقدار ۲ ارسال می‌گردد. بنابراین مقدار فیلد TTL دیتاگرام دوم ارسال شده از گره مبدا به گره مقصد در دومین مسیریاب برابر صفر شده و یک پیام اخطار ICMP با عنوان Time Exceeded و به معنی انقضای TTL (نوع ۱۱ و کد ۰) به گره مبدا ارسال می‌گردد. همچنین در ادامه سومین دیتاگرام معمولی از گره مبدا به گره مقصد با TTL برابر با مقدار ۳ ارسال می‌گردد. بنابراین مقدار فیلد TTL دیتاگرام سوم ارسال شده از گره مبدا به گره مقصد در سومین مسیریاب برابر صفر شده و یک پیام اخطار ICMP با عنوان Time Exceeded و به معنی انقضای TTL (نوع ۱۱ و کد ۰) به گره مبدا ارسال می‌گردد. این روند کشف مسیریاب‌های مابین گره مبدا و گره مقصد تا کشف آخرین مسیریاب ادامه پیدا می‌کند. اما سوال اینست که گره مبدا برنامه مدیریتی Trace Route چگونه متوجه می‌شود که ارسال قطعه‌های UDP را چه زمانی باید متوقف کند؟ همانطور که گفتیم برنامه مدیریتی Trace Route فیلد TTL هر دیتاگرام ارسالی از گره مبدا به گره مقصد را افزایش می‌دهد، بنابراین یکی از این دیتاگرام‌ها درنهایت به گره مقصد خواهد رسید. از آنجا که (به خاطر نامربوط بودن شماره پورت آن) هیچ فرآیندی در نگاه end-to-end منتظر این سگمنت UDP نیست، گره مقصد یک پیام خطای ICMP با عنوان Port Unreachable و به معنی دسترسی به پورت مقصد مقدور نیست (نوع ۳ و کد ۳) به گره مبدا برمی‌گرداند. با دریافت این پیام ICMP خاص، گره مبدا متوجه می‌شود که دیگر نیازی به ارسال بسته‌های دیتاگرام بعدی نیست. با این روند، گره مبدا می‌تواند از تعداد و هویت مسیریاب‌های مابین خود و گره مقصد، و همچنین زمان رفت و برگشت مابین خود و گره مقصد آگاه شود. بنابراین گزینه چهارم پاسخ سوال است. دقت کنید که برنامه مدیریتی Trace Route باید بتواند به سیستم عامل دستور دهد تا دیتاگرام‌هایی با TTL مشخص تولید کند، و همچنین باید بتواند از دریافت پیام‌های ICMP توسط سیستم عامل مطلع شود. همچنین دقت کنید که تاخیر رفت و برگشت هر دیتاگرام تا مسیریاب مورد نظر شامل تمامی تاخیرها همچون تاخیر انتقال، تاخیر انتشار، تاخیر پردازش در هر مسیریاب و تاخیر صف می‌باشد. از آنجا که تاخیر صف در طول زمان نوسان دارد، گاهی ممکن است تاخیر رفت و برگشت دیتاگرام n (دیتاگرام مخصوص مسیریاب n) بیشتر از تاخیر رفت و برگشت دیتاگرام n+1 (دیتاگرام مخصوص مسیریاب n+1) باشد.

۹- گزینه (۲) صحیح است.

توجه: در شبکه‌های کامپیوتری چهار نوع تأخیر داریم:

khalilifar.ir

تأخیر انتقال (T_F)، تأخیر انتشار (T_{Prop})، تأخیر صف (T_{queue})، تأخیر پردازش ($T_{process}$).

توجه: تأخیر صف‌بندی داخل گره‌ها، یک تأخیر متغیر است که به حجم ترافیک لحظه عبور از آن گره بستگی دارد. به عبارت دیگر تاخیر صف در طول زمان نوسان دارد. پس تأخیری که از ابتدا به انتها ایجاد می‌شود، متغیر است و از قبل قابل پیش‌بینی نیست.

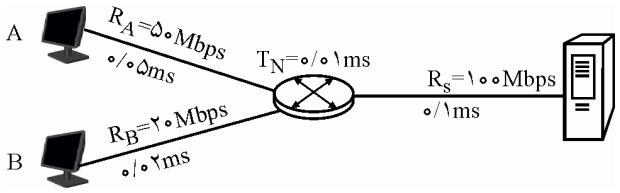
مثال: مثلاً دسترسی به سیستم آموزشی (پرتال)

۱- دیدن پرتال از داخل دانشگاه از طریق شبکه محلی (تأخیر در حد ۱ ms)

۲- دیدن پرتال از خانه از طریق اینترنت (هنوز در شبکه داخل کشور) (تأخیر در حد ۱۰ms)

۳- دیدن پرتال از اروپا (تأخیر در حد ۱۰۰ms)

در صورت سوال گفته شده است که در شبکه زیر، سرور ۱۰۰ بسته به کامپیوتر A و ۱۰۰ بستهٔ دیگر به کامپیوتر B ارسال می‌کند. سرور بسته‌ها را یک در میان برای کامپیوتر A و سپس برای کامپیوتر B ارسال می‌کند. به عبارت دیگر، ابتدا یک بسته به کامپیوتر A ارسال شده سپس یک بسته به کامپیوتر B ارسال می‌شود و کار تا ارسال ۱۰۰ بسته برای A و ۱۰۰ بسته برای B ادامه می‌یابد. مسیریاب برای هر بسته زمان $TN = ۰/۰۱ms$ را صرف مسیریابی و سویچینگ می‌کند. اندازه هر بسته ۱۰۰۰ بایت است. آخرین بستهٔ ارسالی برای کامپیوتر B در صف مسیریاب چند میلی ثانیه معطل می‌ماند؟ (مقادیری که زیر هر لینک نوشته شده است زمان انتشار (propagation) بر حسب میلی ثانیه است.)



به طور کلی حداقل زمان لازم برای انتقال بسته‌ها مابین دو گره انتهایی از رابطه زیر محاسبه می‌گردد:

$$T_{Total\ Delay} = [T_{F۱}] + T_{Prop۱} + [T_{process۱} + T_{F۲}] + T_{Prop۲} + T_{queue}$$

T_F از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_F = \frac{L}{R}$$

T_F، زمان انتقال بسته به داخل کانال انتقال است.

که L برابر اندازه بسته و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.

T_{Prop} از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_{Prop} = \frac{D}{V}$$

T_{Prop}، زمان تأخیر انتشار است.

که D برابر طول کانال و V برابر سرعت انتشار می‌باشد.

khalilifar.ir

$T_{Process}$ از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_{Proces} = \frac{b}{R}$$

$T_{Process}$، زمان پردازش موجود در مسیریاب (گره میانی) مربوط بـه کنتـرل خطـای فـریم، احیانـا قطعه قطعه شدن بسته و مسیریابی بسته است.

که b برابر تعداد بیت لازم برای پردازش و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.

T_{queue} از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_{queue} = (N-1)\times\left(\frac{L}{\min(R_1,R_2,R_3)}\right)$$

T_{queue}، زمان تأخیر صف است.

که L برابر اندازه بسته، R برابر نرخ انتقال و N برابر تعداد بسته‌ها می‌باشد.

توجه: صف در جایی ایجاد می‌شود که پایین‌ترین نرخ انتقال را دارد یعنی $\min(R_1,R_2,R_3)$ کـه در این حالت گلوگاه (bottleneck) در آن محل ایجاد شده است.

توجه: مطابق فلش موجود در نمودار صورت سوال حرکت بسته‌ها از سمت راست به چـپ یعنـی از سمت سرور به سمت کلاینت است.

همچنین داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$L = 1000\ Byte$

$T_{Prop1} = 0/1\ ms,\ T_{Prop2} = 0/02\ ms$

$T_{Process1} = 0/01$

$R_1 = 100 Mbps,\ R_2 = 20 Mbps$

همانطور که گفتیم به طور کلی حداقل زمان لازم برای انتقال بسته‌ها مابین دو گره انتهایی از رابطـه زیر محاسبه می‌گرد: (البته در پورت B از مسیریاب که ۱۰۰ بسته قرار می‌گیرند.)

$$T_{Total\ Delay} = [T_{F1}] + T_{Prop1} + [T_{process1} + T_{F2}] + T_{Prop2} + T_{queue}$$

که پس از جایگذاری اولیه رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$T_{Total\ Delay} = \left[\frac{L}{R_1}\right] + 0/1 + \left[0/01 + \frac{L}{R_2}\right] + 0/02 + (N-1)\times\left(\frac{L}{\min(R_1,R_2)}\right)$$

پس از جایگذاری نهایی رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$T_{Total\ Delay} = \left[\frac{1000\times8}{100\times10^6}\times10^3\right] + 0/1 + \left[0/01 + \frac{1000\times8}{20\times10^6}\times10^3\right] + 0/02 + (99)\times\left(\frac{1000\times8}{20\times10^6}\times10^3\right)$$

در نهایت داریم:

$$T_{Total\ Delay} = [0/08] + 0/1 + [0/01 + 0/4] + 0/02 + (99)\times(0/4)$$

khalilifar.ir

$$T_{\text{Total Delay}} = \lceil ۰/۰۸ \rceil + ۰/۱ + \lceil ۰/۰۱ + ۰/۴ \rceil + ۰/۰۲ + ۳۹/۶ = ۰/۶۱ + ۳۹/۶ = ۴۰/۲۱ \text{ ms}$$

دقت کنید که مقدار $۴۰/۲۱ \text{ ms}$ از لحظه‌ی صفر محاسبه شده است، اما شروع ارسال بسته‌های B بعد از انتقال بسته $A_۱$ آغاز شده است، بنابراین حداقل زمان لازم برای انتقال کل بسته‌های $B_۱$ تا $B_{۱۰۰}$ مابین دو گره انتهایی به صورت زیر خواهد بود:

$$T_{\text{Total Delay}} = \left\lceil \frac{۱۰۰۰ \times ۸}{۱۰۰ \times ۱۰^۶} \times ۱۰^۳ \right\rceil + ۴۰/۲۱ = ۰/۰۸ + ۴۰/۲۱ = ۴۰/۲۹ \text{ ms}$$

اما در صورت سوال حداقل زمان لازم برای انتقال کل بسته‌ها مابین دو گره انتهایی خواسته نشده است، بلکه پرسیده شده است که بسته $B_{۱۰۰}$ در مسیریاب در صف خروجی پورت B، چند میلی ثانیه انتظار می‌کشد تا لحظه‌ی خروج آن از مسیریاب فرا برسد.

لحظه‌ی قرار گرفتن بسته $B_۱$ در صف خروجی پورت B به صورت زیر محاسبه می‌شود:

$$T_{\text{Total Delay(port B(۱))}} = \lceil ۱ \times (۲ \times T_{F۱}) \rceil + T_{Prop۱} + T_{process۱} = \lceil ۱ \times (۲ \times ۰/۰۸) \rceil + ۰/۱ + ۰/۰۱ = ۰/۲۷ \text{ ms}$$

لحظه‌ی قرار گرفتن بسته $B_۲$ در صف خروجی پورت B به صورت زیر محاسبه می‌شود:

$$T_{\text{Total Delay(port B(۲))}} = \lceil ۲ \times (۲ \times T_{F۱}) \rceil + T_{Prop۱} + T_{process۱} = \lceil ۲ \times (۲ \times ۰/۰۸) \rceil + ۰/۱ + ۰/۰۱ = ۰/۴۳ \text{ ms}$$

لحظه‌ی قرار گرفتن بسته $B_{۱۰۰}$ در صف خروجی پورت B به صورت زیر محاسبه می‌شود:

$$T_{\text{Total Delay(port B(۱۰۰))}} = \lceil ۱۰۰ \times (۲ \times T_{F۱}) \rceil + T_{Prop۱} + T_{process۱} = \lceil ۱۰۰ \times (۲ \times ۰/۰۸) \rceil + ۰/۱ + ۰/۰۱ = ۱۶/۱۱ \text{ ms}$$

وقتی بسته $B_{۱۰۰}$ در لحظه‌ی $۱۶/۱۱ \text{ ms}$ تازه در صف خروجی پورت B قرار می‌گیرد، در این لحظه تعدادی از بسته‌های جلویی از مسیریاب خارج شده‌اند، پس در ادامه باید محاسبه کنیم که در لحظه‌ی $۱۶/۱۱ \text{ ms}$ چند بسته از مسیریاب خارج شده‌اند و دیگر در صف پورت B و جلوی بسته $B_{۱۰۰}$ نیستند، دقت کنید که بسته‌های جمع‌شده در صف خروجی پورت B در هر $\left\lceil \frac{۱۰۰۰ \times ۸}{۲۰ \times ۱۰^۶} \times ۱۰^۳ \right\rceil$ یعنی $\lceil ۰/۴ \text{ms} \rceil$ از صف خروجی پورت B خارج می‌شوند، بنابراین حاصل تفاضل لحظه‌ی قرارگرفتن بسته $B_{۱۰۰}$ در صف خروجی پورت B یعنی $\lceil ۱۶/۱۱ \text{ms} \rceil$ و لحظه‌ی شکل‌گیری صف خروجی پورت B یعنی لحظه‌ی قرارگرفتن بسته $B_۱$ در صف خروجی پورت B یعنی $\lceil ۰/۲۷ \text{ms} \rceil$ تقسیم بر $\lceil ۰/۴ \text{ms} \rceil$ می‌شود، تعداد بسته‌های خارج شده از صف خروجی پورت B در لحظه‌ی $۱۶/۱۱ \text{ ms}$، به صورت زیر:

$$\text{Cardinality}_{\text{output}} = \left\lfloor \frac{۱۶/۱۱ - ۰/۲۷}{۰/۴} \right\rfloor = \left\lfloor \frac{۱۵/۸۴}{۰/۴} \right\rfloor = \lfloor ۳۹/۶ \rfloor = ۳۹$$

khalilifar.ir

دقت کنید که از عدد ۳۹/۶ مقدار ۰/۶ از زمان گذشته است و مقدار ۰/۴ هنوز مانده است. پس در لحظه‌ی [۱۶/۱۱] دقیقا ۳۹ بسته به طور **کامل** از صف خروجی پورت B خارج شده‌اند و از بسته ۴۰ نیز مقدار ۰/۶ آن از صف خروجی پورت B خارج شده‌است ولی هنوز مقدار ۰/۴ آن باقی‌مانده است. پس آنچه هنوز جلوی بسته $B_{۱۰۰}$ در صف خروجی پورت B قرار دارد و باقی مانده است، **بخشی** از بسته ۴۰ است و بسته‌های $B_{۴۱}$ تا $B_{۹۹}$ که تعداد آن می‌شود ۵۹ بسته که همانطور که گفتیم بسته‌های موجود در صف خروجی پورت B در هر $\left[\frac{۱۰۰۰\times۸}{۲۰\times۱۰^{۶}}\times۱۰^{۳}\right]$ یعنی [۰/۴] از صف خروجی پورت B خارج می‌شوند. بنابراین میزان انتظار بسته $B_{۱۰۰}$ در صف خروجی پورت B، تا لحظه‌ی خروج آن از مسیریاب فرا برسد از لحظه‌ی [۱۶/۱۱] به بعد یعنی دقیقا لحظه‌ی قرار گرفتن بسته $B_{۱۰۰}$ در صف پورت B، به صورت زیر محاسبه می‌شود:

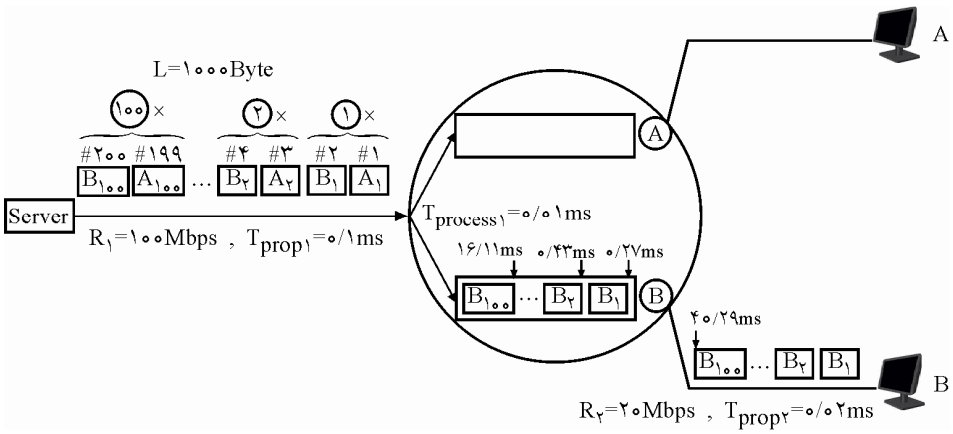
$$T_{queue(wait(B_{۱۰۰}))} = \left[T_{queue(wait(B_{۴۰}))}\right] + \left[T_{queue(wait(B_{۴۱}..B_{۹۹}))}\right] =$$

$$T_{queue(wait(B_{۱۰۰}))} = \left[Cardinality_{B_{۴۰}} \times \frac{L}{R_۲}\right] + \left[Cardinality_{B_{۴۱}..B_{۹۹}} \times \frac{L}{R_۲}\right] =$$

$$T_{queue(wait(B_{۱۰۰}))} = \left[۰/۴\times\frac{۱۰۰۰\times۸}{۲۰\times۱۰^{۶}}\times۱۰^{۳}\right] + \left[(۹۹-۴۱+۱)\times\frac{۱۰۰۰\times۸}{۲۰\times۱۰^{۶}}\times۱۰^{۳}\right] =$$

$$\rightarrow [۰/۴\times۰/۴] + [۵۹\times۰/۴] = [۰/۱۶] + [۲۳/۶] = ۲۳/۷۶ \text{ ms}$$

شکل زیر گویای مطلب است:



۱۰- گزینه (۳) صحیح است.

آنچه در درس سیستم عامل و شبکه‌های کامپیوتری حائز اهمیت قرار گرفته است، پدیده‌ی زمان است، کاربر نهایی تاخیر کمتر را مطالبه می‌کند و می‌پسندد، بنابراین آنچه در حل اغلب مسائل

khalilifar.ir

سیستم عامل و شبکه‌های کامپیوتری با آن مواجه هستیم، بررسی پدیده‌ی زمان است. گاه از جنس زمان **کل و بازگشت**، گاه از جنس زمان **انتظار** و گاه از جنس زمان **اجرا** است. این سوال زمان انتظار را مورد پرسش قرار داده است. جهت درک بهتر و واضح‌تر این سوال، این سوال رو به یک پرسش سیستم عاملی تبدیل می‌کنیم و به همان سبک و سیاق حل خواهیم کرد. در ادامه جهت درک و شناخت عمیق‌تر و لذت بیشتر چند سطر هم از ساختار سیستم عامل و سیستم‌های کامپیوتری با شما می‌گوییم:

انسان به واسطه‌ی نیازهایی که دارد، برای برآورده شدن آنها می‌بایست تلاش و حرکت کند. انسان نیاز به کتاب، کلاس، تحصیل، مشاوره، آموزش، همایش، خوراک، پوشاک، خانه، امنیت، سلامت، آرایش و زیبایی، سرگرمی، مسافرت، اتومبیل، ارتباط، همسر، فرزند و ... دارد.

سوال: کاربرد مباحث کامپیوتر و آی تی در کجاست؟

پاسخ: بهبود فرآیند زندگی انسان‌ها: بهبود فرآیند برآورده‌سازی نیاز انسان‌ها. زندگی راحت‌تر و بهتر.

این مهم از طریق تولید سیستم‌های کامپیوتری که شامل سخت‌افزارها و نرم‌افزارها می‌باشد محقق می‌گردد.

سخت‌افزار: بخش فیزیکی سیستم کامپیوتری است.

نرم‌افزار: بخش منطقی سیستم کامپیوتری است.

توجه: همکاری بخش فیزیکی و منطقی یک سیستم کامپیوتری، منجر به برآورده‌سازی نیاز انسان‌ها می‌شود.

در حالت کلی، نرم‌افزارها به دو دسته زیر تقسیم می‌شوند:

۱- نرم‌افزارهای کاربردی

مرتفع‌کننده نیازهای انسان است. برنامه‌هایی که برای رفع نیازهای انسان نوشته می‌شود. مانند نرم‌افزارهای حسابداری و نرم‌افزار فرهنگ لغات.

۲- نرم‌افزارهای سیستمی

مرتفع‌کننده نیازهای انسان و نیازهای سایر برنامه‌ها است. برنامه‌هایی که برای رفع نیازهای انسان یا رفع نیازهای سایر برنامه‌ها نوشته می‌شوند. مانند سیستم عامل‌ها و کامپایلرها.

روش‌های مرتفع‌سازی نیاز انسان‌ها در سیستم‌های کامپیوتری

به طور کلی نیاز انسان‌ها در سیستم‌های کامپیوتری به دو روش زیر مرتفع می‌گردد:

۱- توسط سیستم عامل

در این حالت نیازهای انسان توسط سیستم عامل مرتفع می‌گردد. انسان درخواست‌هایش را تقدیم سیستم عامل می‌کند و سیستم عامل انجام می‌دهد بدون آنکه نیاز باشد انسان از جزئیات

khalilifar.ir

سخت‌افزار باخبر باشد. در واقع در این حالت سیستم عامل یک ماشین مجازی به شکلی کاملا انتزاعی (بیانی) و نزدیک به زبان انسان برای انسان فراهم کرده‌است. انتزاع یعنی حذف جزئیات و کلی گویی. مانند درخواست نمایش لیست فایل‌ها، کپی و انتقال فایل‌ها توسط کاربران نهایی.

۲- توسط همکاری برنامه‌های کاربردی و سیستم عامل

در این حالت نیازهای انسان توسط همکاری برنامه‌های کاربردی و سیستم عامل مرتفع می‌گردد. لازم به ذکر است که نیازهای انسان توسط برنامه‌های کاربردی وقتی مرتفع می‌گردد که نیازهای برنامه‌های کاربردی جهت انجام توسط سیستم عامل مرتفع گردد که نتیجه آن برآورده شدن نیاز انسان است. بنابراین وظیفه تخصیص منابع به برنامه‌های کاربردی همچون حافظه اصلی، پردازنده و دستگاه‌های ورودی و خروجی به برنامه‌های کاربردی و همچنین مدیریت تخصیص منابع مابین برنامه‌های کاربردی مختلف موجود در یک سیستم کامپیوتری برعهده سیستم عامل است. سیستم عامل قبل از اجرا (پیشا اجرا) و پس از اجرا (پسا اجرا) از برنامه کامپیوتری حمایت می‌کند و در زمان اجرای برنامه کامپیوتری توسط پردازنده (حینا اجرا) حضور ندارد و سخت‌افزار از برنامه کامپیوتری حمایت می‌کند.

اگر بخواهیم دو عبارت فوق را در یک جمله بیان کنیم، اینطور خواهد بود، **سیستم عامل** دو وظیفه‌ی ایجاد **ماشین مجازی** و **مدیریت منابع** را برعهده دارد.

انواع نگاه به سیستم‌های کامپیوتری

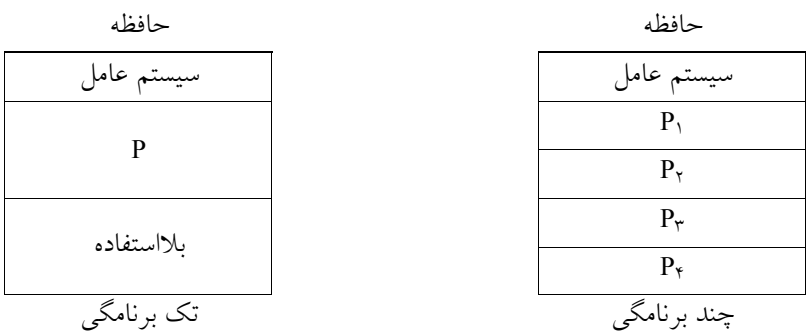
به طور کلی از دو منظر می‌توان به سیستم‌های کامپیوتری نگاه کرد:

۱- از نگاه طراحان و سازندگان سیستم‌های کامپیوتری

آنچه از نگاه طراحان و سازندگان سیستم‌های کامپیوتری حائز اهمیت است، استفاده بهینه از منابع سیستم‌های کامپیوتری همچون حافظه اصلی، پردازنده و دستگاه‌های ورودی و خروجی است. که این امر مستلزم مدیریت بهینه منابع است. مانند نگاه **شهردار** به خیابان‌های شهری که دوست دارد از خیابان‌هایی که فراهم کرده است به طور بهینه استفاده گردد. و این نشود که یک خیابان با بار سنگین ترافیک مواجه گردد و در همان لحظه خیابان دیگری در همان نزدیکی‌ها با بار سبک ترافیک مواجه گردد، بنابراین کنترل و نظارت می‌کنند، گاهی یک طرفه، گاهی دو طرفه. برای مثال در دنیای کامپیوتر نیز انجام چند برنامگی برنامه‌ها بهینه‌تر از انجام تک برنامگی برنامه‌ها است. در الگوریتم چند برنامگی وقتی یکی از برنامه‌ها منتظر پایان عملیات I/O است، برنامه دیگری می‌تواند از زمان آزاد CPU استفاده کند. به این ترتیب یک برنامه‌ریزی نسبتاً دقیق منجر به آن می‌شود که CPU تقریباً در تمام مواقع مشغول کار مفید باشد.

مفهوم چند برنامگی در حافظه در شکل زیر نشان داده شده است:

khalilifar.ir



تفاوت چند برنامگی و تک برنامگی

۲- از نگاه کاربران نهایی سیستم‌های کامپیوتری

آنچه از نگاه کاربران نهایی سیستم‌های کامپیوتری حائز اهمیت هست، انجام سریع کارهاست، زیرا انسان ذاتا انجام سریع کارها را می‌پسندد، در واقع انجام سریع کارها، زمان انتظار کوتاه، زمان پاسخ کوتاه و زمان گردش کار کوتاه یکی از نیازهای اساسی انسان‌هاست. که این امر مستلزم مدیریت بهینه کارهاست. مانند نگاه **شهروند** به خیابان‌های شهری که دوست دارد از خیابان‌هایی که توسط شهردار فراهم شده است، به سرعت به مقصد مورد نظر خود برسد. در دنیای کامپیوتر نیز اگر همواره کاری برای اجرا انتخاب شود که از همه کوتاه‌تر است(زمان اجرای کمتری داشته باشد) آنگاه شاهد حداقل زمان انتظار، زمان پاسخ و زمان گردش کار خواهیم بود. به عنوان نمونه‌ای دیگر اگر هنگام دسترسی به محلی از حافظه، آدرس محل حافظه مورد نظر در ثبات‌های پردازنده نگهداری شود به تبع زمان ترجمه آدرس بسیار کوتاه‌تر خواهد بود و درنتیجه زمان دسترسی به محل حافظه مورد نظر نیز کوتاه‌تر خواهد بود. و به طور کلی هر تلاشی جهت انجام سریع‌تر کارها از سوی کاربر رضایت بخش خواهد بود و این‌ها خوب است، کاربران نهایی هم همین را می‌پسندند. ما برای انسان‌ها کار می‌کنیم، آنچه را که او می‌پسندد باید ایجاد کنیم.

توجه: لحاظ کردن هر دو نگاه در طراحی سیستم‌های کامپیوتری لازم و ضروری است. هم نگاه طراحان و سازندگان و هم نگاه کاربران نهایی.

همانطور که نحوه تخصیص منابع کشور به انسان‌ها توسط دولت‌ها مدیریت می‌شود، نحوه تخصیص منابع سیستم کامپیوتری به برنامه کامپیوتری نیز می‌بایست توسط سیستم عامل‌ها مدیریت شود. همانطور که منابع جهان هستی در خدمت انسان است و باید توسط دولت‌ها مدیریت شود، منابع سیستم کامپیوتری نیز در خدمت برنامه کامپیوتری است و باید توسط سیستم عامل‌ها مدیریت شود. همانطور که منابع جهان هستی جهت رفع نیازهای انسان مورد استفاده قرار می‌گیرد، منابع سیستم‌های کامپیوتری نیز جهت رفع نیازهای برنامه‌کامپیوتری مورد استفاده قرار می‌گیرد. انسان نیاز به خوراک، پوشاک و مسکن دارد و برنامه‌کامپیوتری نیز نیاز به حافظه اصلی، پردازنده و دستگاه‌های ورودی و خروجی دارد.

توجه: برای مطرح کردن، تحلیل و بررسی مسائل مربوط به زمانبندی پردازنده در درس سیستم

khalilifar.ir

عامل از تعاریف زیر استفاده می‌شود.

۱- زمان ورود
لحظه‌ای که یک فرآیند به لیست فرآیندهای آماده درون صف آماده سیستم اضافه می‌شود.

۲- زمان اجرا
مدت زمانی که یک فرآیند به زمان نیاز دارد که به آن زمان سرویس یا زمان انفجار محاسباتی (CBT = CPU Burst Time) نیز می‌گویند.

۳- زمان انتظار
برابر طول مدت زمانی که فرآیند در صف قرار داشته، آماده‌است و منتظر دریافت پردازنده است.

۴- زمان بازگشت (اتمام کامل)
برابر زمان اجرای فرآیند به علاوه زمان انتظار آن است.

الگوریتم FCFS (First Come First Served)
این الگوریتم ساده‌ترین الگوریتم زمانبندی پردازنده است. در این روش کارها با همان ترتیب ورود به سیستم، در یک صف قرار گرفته و از ابتدای صف به ترتیب، پردازنده را در اختیار می‌گیرند.
توجه: این الگوریتم، FIFO (First In First Out) نیز نامیده می‌شود.
توجه: FCFS یک الگوریتم انحصاری (Non Preemptive) است.
توجه: الگوریتم FIFO مشکل قحطی‌زدگی ندارد.

سوال: سه فرآیند P_1، P_2 و P_3 را در نظر بگیرید که به ترتیب از P_1 تا P_3 وارد شده‌اند (همگی در لحظه ۰ و با اختلاف اندک وارد شده‌اند). با توجه به جدول زیر، زمان بازگشت و انتظار برای هر فرآیند چقدر است؟

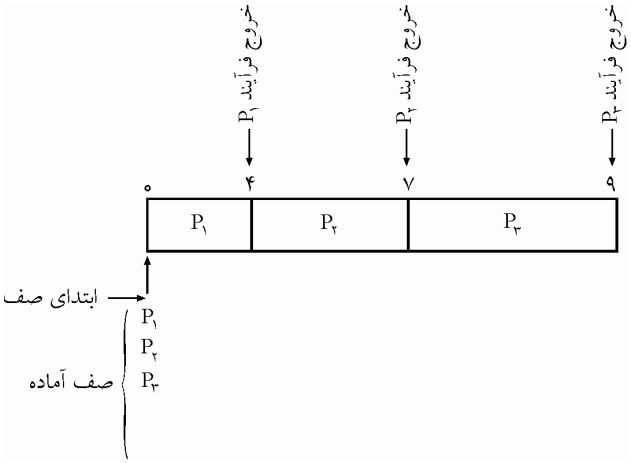
فرآیند	مدت زمان اجرا (ms)
P_1	۴
P_2	۳
P_3	۲

حل: با توجه به مفروضات مطرح شده درصورت سؤال داریم:

فرآیند	زمان ورود	زمان اجرا	زمان انتظار+	زمان بازگشت=
P_1	۰	۴		
P_2	۰	۳		
P_3	۰	۲		

فرآیندها به ترتیب P_1 ، P_2 و P_3 وارد شده‌اند، بنابراین نمودار گانت به صورت زیر است:

khalilifar.ir



به نمودار فوق، نمودار گانت (Gantt Chart) گویند.

با توجه به نمودار فوق، فرآیند P_1 به محض ورود، پردازنده را در اختیار می‌گیرد، بنابراین زمان انتظار آن برابر صفر است. فرآیند P_2، ۴ میلی‌ثانیه و فرآیند P_3، ۷ میلی‌ثانیه منتظر می‌مانند.

زمان ورود فرآیند- زمان خروج فرآیند= زمان بازگشت فرآیند

P_1 زمان بازگشت = ۴ − ۰ = ۴

P_2 زمان بازگشت = ۷ − ۰ = ۷

P_3 زمان بازگشت = ۹ − ۰ = ۹

زمان اجرای فرآیند – زمان بازگشت فرآیند= زمان انتظار فرآیند

P_1 زمان انتظار = ۴ − ۴ = ۰

P_2 زمان انتظار = ۷ − ۳ = ۴

P_3 زمان انتظار = ۹ − ۲ = ۷

با توجه به اطلاعات به دست آمده، جدول قبل، به شکل زیر تکمیل می‌گردد:

فرآیند	زمان ورود	زمان اجرا	زمان انتظار+	زمان بازگشت=
P_1	۰	۴	۰	۴
P_2	۰	۳	۴	۷
P_3	۰	۲	۷	۹

در صورت سوال گفته شده است که فرض کنید سه بسته از سه اینترفیس مختلف هم زمان وارد یک مسیریاب از نوع دیتاگرام می‌شوند. مسیریاب عمل مسیریابی برای بسته‌ها را به صورت موازی (هم زمان) انجام می‌دهد و با مشخص شدن اینترفیس خروجی، بسته را برای سوییچینگ در اختیار سوییچ درون مسیریاب قرار می‌دهد. فرض کنید سوییچ درون مسیریاب از نوع bus است و زمان سوییچینگ برای هر بسته ۱ میکروثانیه است.

khalilifar.ir

چنانچه:

- هنگام ورود این سه بسته مسیریاب خالی باشد.

- مسیریاب هر سه بسته را به یک اینترفیس خروجی یکسان بفرستد.

- زمان ارسال (transmission) هر بسته از اینترفیس خروجی ۷ میکروثانیه باشد (۷ میکروثانیه طول می‌کشد تا یک بسته از اینترفیس خروجی ارسال شود.)

هر بسته چه مدت در صف اینترفیس خروجی معطل می‌ماند؟

همانطور که گفتیم جهت درک بهتر و واضح‌تر این سوال، این سوال رو به یک پرسش سیستم عاملی تبدیل می‌کنیم و به همان سبک و سیاق حل خواهیم کرد. فرم تبدیل شده پرسش مطرح شده در صورت سوال، به فرم سیستم عاملی به صورت زیر است:

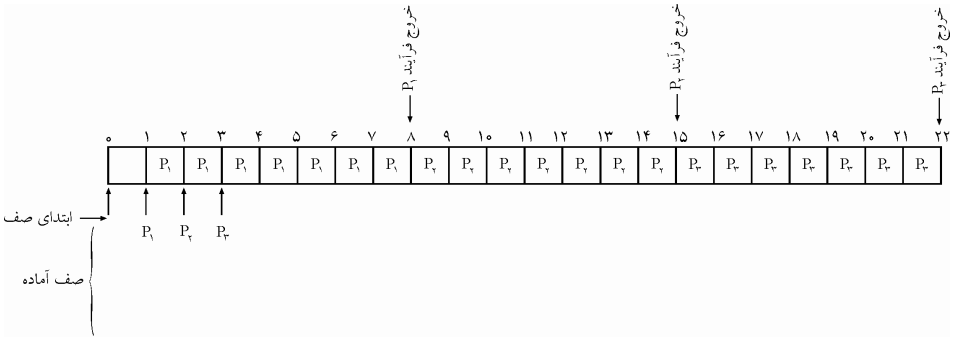
سوال: سه فرآیند P_1، P_2 و P_3 را در نظر بگیرید که به ترتیب از P_1 تا P_3 وارد صف آماده (Ready) شده‌اند (فرآیند P_1 پس از یک میکروثانیه تاخیر در لحظه ۱، فرآیند P_2 پس از دو میکروثانیه تاخیر در لحظه ۲ و فرآیند P_3 پس از سه میکروثانیه تاخیر در لحظه ۳ وارد شده‌اند). با توجه به جدول زیر، زمان بازگشت و انتظار برای هر فرآیند چقدر است؟

فرآیند	مدت زمان اجرا (میکروثانیه)
P_1	۷
P_2	۷
P_3	۷

حل: با توجه به مفروضات مطرح شده درصورت سؤال داریم:

فرآیند	زمان ورود	زمان اجرا	زمان انتظار+	زمان بازگشت=
P_1	۱	۷		
P_2	۲	۷		
P_3	۳	۷		

فرآیندها به ترتیب P_1، P_2 و P_3 وارد شده‌اند، بنابراین نمودار گانت به صورت زیر است:



khalilifar.ir

زمان ورود فرآیند- زمان خروج فرآیند= زمان بازگشت فرآیند

P_1 زمان بازگشت $= ۸-۱=۷$

P_2 زمان بازگشت $= ۱۵-۲=۱۳$

P_3 زمان بازگشت $= ۲۲-۳=۱۹$

میانگین زمان بازگشت $= ATT = \frac{۷+۱۳+۱۹}{۳} = \frac{۳۹}{۳} = ۱۳$

زمان اجرای فرآیند - زمان بازگشت فرآیند= زمان انتظار فرآیند

P_1 زمان انتظار $= ۷-۷=۰$

P_2 زمان انتظار $= ۱۳-۷=۶$

P_3 زمان انتظار $= ۱۹-۷=۱۲$

میانگین زمان انتظار $= AWT = \frac{۰+۶+۱۲}{۳} = \frac{۱۸}{۳} = ۶$

میانگین زمان اجرا $= AST = \frac{۷+۷+۷}{۳} = \frac{۲۱}{۳} = ۷$

AVG Turnaround Time=AVG Service Time + AVG Waiting Time

میانگین زمان انتظار + میانگین زمان اجرا = میانگین زمان بازگشت

$۱۳ = ۷+۶$

توجه: مطابق رابطه فوق، تفاضل میانگین زمان بازگشت و میانگین زمان انتظار باید برابر میانگین زمان اجرا باشد.

توجه: همچنین مطابق رابطه فوق، میانگین زمان بازگشت همواره از میانگین زمان انتظار بیشتر است.

با توجه به اطلاعات به دست آمده، جدول قبل، به شکل زیر تکمیل می‌گردد:

فرآیند	زمان ورود	زمان اجرا	زمان انتظار+	زمان بازگشت=
P_1	۱	۷	۰	۷
P_2	۲	۷	۶	۱۳
P_3	۳	۷	۱۲	۱۹

میانگین زمان بازگشت = میانگین زمان انتظار + میانگین زمان اجرا

۱۳ ۶ ۷

توجه: حال بازگردیم به همان مفاهیم درس شبکه‌های کامپیوتری، اگر در محاسبات تاخیر و انتظار بسته‌ها همه چیز را از لحظه‌ی ورود به صف خروجی مسیریاب در نظر بگیریم، آنگاه این صف

khalilifar.ir

خروجی مسیریاب همانند صف آماده (Ready) فرآیندها در سیستم عامل آغازگر محاسبات فوق العاده جذابی خواهد شد. واضح و مشخص است که الگوریتم پردازش بسته‌های صف خروجی مسیریاب **FIFO** است، بنابراین در شبکه‌های کامپیوتری هم، زمان بازگشت، زمان انتظار و زمان اجرا معنا خواهد داشت.

در صورت سوال گفته شده است که فرض کنید سه بسته از سه اینترفیس مختلف هم زمان وارد یک مسیریاب از نوع دیتاگرام می‌شوند. مسیریاب عمل مسیریابی برای بسته‌ها را به صورت موازی (هم زمان) انجام می‌دهد و با مشخص شدن اینترفیس خروجی، بسته را برای سوییچینگ در اختیار سوییچ درون مسیریاب قرار می‌دهد. فرض کنید سوییچ درون مسیریاب از نوع bus است و زمان سوییچینگ برای هر بسته ۱ میکروثانیه است.

چنانچه:

- **هنگام ورود این سه بسته مسیریاب خالی باشد.**
- **مسیریاب هر سه بسته را به یک اینترفیس خروجی یکسان بفرستد.**
- **زمان ارسال (transmission) هر بسته از اینترفیس خروجی ۷ میکروثانیه باشد (۷ میکروثانیه طول می‌کشد تا یک بسته از اینترفیس خروجی ارسال شود.)**

هر بسته چه مدت در صف اینترفیس خروجی معطل می‌ماند؟

توجه: همانطور که گفتیم جهت درک بهتر و واضح‌تر این سوال، این سوال رو به یک پرسش سیستم عاملی تبدیل می‌کنیم و به همان سبک و سیاق حل خواهیم کرد. فرم تبدیل شده پرسش مطرح شده در صورت سوال را به فرم سیستم عاملی بررسی کردیم، حال در ادامه به همان فرم شبکه‌های کامپیوتری مساله را بررسی می‌کنیم، به صورت زیر:

سوال: سه بسته P_1، P_2 و P_3 را در نظر بگیرید که به ترتیب از P_1 تا P_3 وارد صف آماده خروجی مسیریاب (Ready) شده‌اند (بسته P_1 پس از یک میکروثانیه تاخیر در لحظه ۱، بسته P_2 پس از دو میکروثانیه تاخیر در لحظه ۲ و بسته P_3 پس از سه میکروثانیه تاخیر در لحظه ۳ وارد شده‌اند). با توجه به جدول زیر، زمان بازگشت و انتظار برای هر فرآیند چقدر است؟

توجه: بسته‌های ورودی مسیریاب پس از عمل مسیریابی و سوییچینگ (سوییچ درون مسیریاب یا فابریک سوییچ)، وارد صف خروجی مسیریاب می‌شوند، در صورت سوال مطرح شده است که سوییچ درون مسیریاب از نوع **bus** است و زمان سوییچینگ برای هر بسته ۱ میکروثانیه است. بنابراین مطابق خاصیت **bus** در هر لحظه فقط یک بسته می‌تواند جهت سوییچینگ داخل **bus** قرار گیرد و امکان سوییچ همزمان همه بسته‌ها باهم وجود ندارد، پس بسته‌ها یکی یکی وارد فابریک سوییچ با فرم **bus** می‌شوند و یکی یکی هم از فابریک سوییچ خارج می‌شوند و به تبع این فرم یکی یکی هم وارد صف خروجی مسیریاب می‌شوند. البته مطابق فرض سوال که گفته شده است، مسیریاب هر سه بسته را به یک اینترفیس خروجی یکسان بفرستد یعنی همان صف آماده خروجی مسیریاب (**Ready**)، اگر بخواهیم جملات فوق را در یک جمله بیان کنیم، اینطور خواهد بود، بسته P_1 در لحظه‌ی ۰ وارد فابریک سوییچ **bus** می‌شود و پس از ۱ میکروثانیه عمل سوییچینگ یعنی لحظه‌ی ۱ میکروثانیه داخل اینترفیس خروجی یعنی همان صف آماده خروجی مسیریاب (**Ready**) قرار می‌گیرد، در ادامه نیز بسته P_2 در لحظه‌ی ۱ وارد فابریک سوییچ **bus**

khalilifar.ir

می‌شود و پس از ۱ میکروثانیه عمل سوییچینگ یعنی لحظه‌ی ۲ میکروثانیه داخل اینترفیس خروجی یعنی همان صف آماده خروجی مسیریاب (**Ready**) قرار می‌گیرد و در نهایت بسته P_3 در لحظه‌ی ۲ وارد فابریک سوییچ **bus** می‌شود و پس از ۱ میکروثانیه عمل سوییچینگ یعنی لحظه‌ی ۳ میکروثانیه داخل اینترفیس خروجی یعنی همان صف آماده خروجی مسیریاب (**Ready**) قرار می‌گیرد.

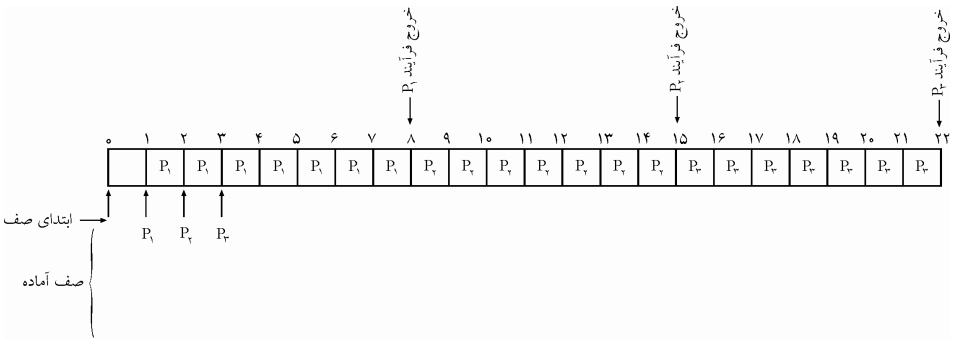
توجه: مسیریاب از نوع دیتاگرام یعنی اینکه فرم مسیریابی از نوع سوییچینگ بسته‌ای (**packet switching**) است و از انواع دیگر همچون سوییچینگ مدار مجازی (**virtual circuit switching**) نیست.

بسته	مدت زمان انتقال (میکروثانیه)
P_1	۷
P_2	۷
P_3	۷

حل: با توجه به مفروضات مطرح شده درصورت سؤال داریم:

بسته	زمان ورود	زمان انتقال	زمان انتظار+	زمان بازگشت=
P_1	۱	۷		
P_2	۲	۷		
P_3	۳	۷		

بسته‌ها به ترتیب P_1، P_2 و P_3 وارد شده‌اند، بنابراین نمودار گانت به صورت زیر است:



زمان ورود بسته− زمان خروج بسته= زمان بازگشت

P_1 زمان بازگشت $= ۸ - ۱ = ۷$

P_2 زمان بازگشت $= ۱۵ - ۲ = ۱۳$

P_3 زمان بازگشت $= ۲۲ - ۳ = ۱۹$

میانگین زمان بازگشت $= ATT = \frac{۷ + ۱۳ + ۱۹}{۳} = \frac{۳۹}{۳} = ۱۳$

زمان انتقال بسته− زمان بازگشت بسته= زمان انتظار بسته

khalilifar.ir

P_1 زمان انتظار $= ۷ - ۷ = ۰$

P_2 زمان انتظار $= ۱۳ - ۷ = ۶$

P_3 زمان انتظار $= ۱۹ - ۷ = ۱۲$

میانگین زمان انتظار $= AWT = \frac{۰+۶+۱۲}{۳} = \frac{۱۸}{۳} = ۶$

میانگین زمان اجرا $= AST = \frac{۷+۷+۷}{۳} = \frac{۲۱}{۳} = ۷$

AVG Turnaround Time=AVG Service Time + AVG Waiting Time

میانگین زمان انتظار + میانگین زمان اجرا = میانگین زمان بازگشت

$۱۳ = ۷ + ۶$

توجه: مطابق رابطه فوق، تفاضل میانگین زمان بازگشت و میانگین زمان انتظار باید برابر میانگین زمان اجرا باشد.

توجه: همچنین مطابق رابطه فوق، میانگین زمان بازگشت همواره از میانگین زمان انتظار بیشتر است.

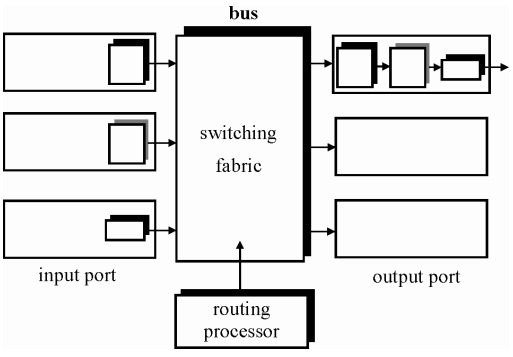
با توجه به اطلاعات به دست آمده، جدول قبل، به شکل زیر تکمیل می‌گردد:

بسته	زمان ورود	زمان انتقال	زمان انتظار+	زمان بازگشت=
P_1	۱	۷	۰	۷
P_2	۲	۷	۶	۱۳
P_3	۳	۷	۱۲	۱۹

میانگین زمان بازگشت = میانگین زمان انتظار + میانگین زمان اجرا

۱۳ ۶ ۷

شکل زیر گویای مطلب است:



بنابراین واضح و مشخص است، که گزینه‌ی سوم پاسخ سوال است.

khalilifar.ir

۱۱- گزینه ( ) صحیح است.

مفروضات زیر را در نظر بگیرید:

Cost (A,B)=۲
Cost (A,C)=۱
Cost (A,D)=۵

Cost (B,C)=۲
Cost (B,D)=۳

Cost (C,D)=۲
Cost (C,E)=x

Cost (D,F)=۵
Cost (D,E)=y

مطابق فرض سؤال، جداول زیر را داریم:

Forwarding Table of router A

Dest.	B	C	D	E	F
Out Port	۱	۲	۲	۲	۲

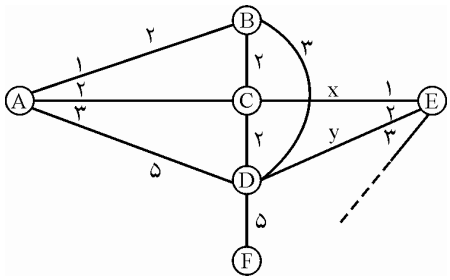
Forwarding Table of router E

Dest.	A	B	C	D	F
Out Port	۱	۱	۱	۲	۳

$A \xrightarrow{(۱)} B$
$A \xrightarrow{(۲)} C$
$A \xrightarrow{(۲)} D$
$A \xrightarrow{(۲)} E$
$A \xrightarrow{(۲)} F$

$E \xrightarrow{(۱)} A$
$E \xrightarrow{(۱)} B$
$E \xrightarrow{(۱)} C$
$E \xrightarrow{(۲)} D$
$E \xrightarrow{(۳)} F$

براساس مفروضات مطرح شده در صورت سؤال، شکل زیر را داریم:



مطابق فرض سؤال براساس جدول E، برای رفتن از مبدأ E و رسیدن به مقصدهای A، B و C باید از پورت ۱ یعنی یال x عبور کرد، به صورت زیر:

$E \xrightarrow{(۱)} A$
$E \xrightarrow{(۲)} B$
$E \xrightarrow{(۳)} C$

به مقصد A : $x+۱<y+۲+۱ \leftarrow x+۲<y+۲$

khalilifar.ir

به مقصد B : $x+۲<y+۳ \leftarrow x<y+۱$

به مقصد C : $\underbrace{x}_{\text{از سمت x}} < \underbrace{y+۲}_{\text{از سمت y}} \leftarrow x<y+۲$

مطابق فرض سؤال براساس جدول E، برای رفتن از مبدأ E و رسیدن به مقصد D باید از پورت ۲ یعنی یال y عبور کرد، به صورت زیر:

$$E \xrightarrow{(۲)} D$$

به مقصد D : $\underbrace{y}_{\text{از سمت y}} < \underbrace{x+۲}_{\text{از سمت x}}$

حاصل حرکت از E به سمت مقصدهای A، B و C از پورت ۱ یعنی یال x و به سمت مقصد D از پورت ۲ یعنی یال y به صورت زیر است:

$$\text{دستگاه نامعادله} \begin{cases} x < y+۲ \\ x < y+۱ \\ y < x+۲ \end{cases}$$

از دستگاه نامعادله مذکور، نمی‌توان به مقدار x و y رسید، یعنی همان حداکثر مقدار برای $\underbrace{Cost(C,E)}_{x} + \underbrace{Cost(E,D)}_{y}$ مطابق خواسته صورت سؤال.

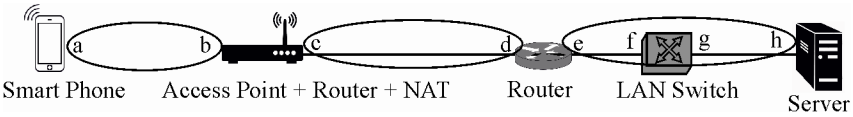
توجه: سازمان سنجش آموزش کشور، در کلید اولیه و نهایی خود، گزینه اول را به عنوان پاسخ اعلام کرده بود. که متاسفانه پاسخ درست این سوال در گزینه‌ها نیست و سوال باید حذف می‌شد.

۱۲- گزینه (۲) صحیح است.

برای حرکت node to node (نقطه به نقطه یا گره به گره) یعنی حرکت محلی داخل یک زیر شبکه بین یک گره محلی با گره محلی دیگر نیاز به آدرس فیزیکی یعنی آدرس MAC است که این وظیفه و جابه‌جایی توسط لایه پیوند داده انجام می‌شود. اما برای حرکت host to host (میزبان ابتدایی و میزبان انتهایی یعنی مبدا اصلی و مقصد اصلی) یعنی حرکت سراسری داخل کل شبکه بین یک میزبان ابتدایی و میزبان انتهایی نیاز به آدرس منطقی یعنی آدرس IP است که این وظیفه و جا به جایی توسط لایه شبکه انجام می‌شود.

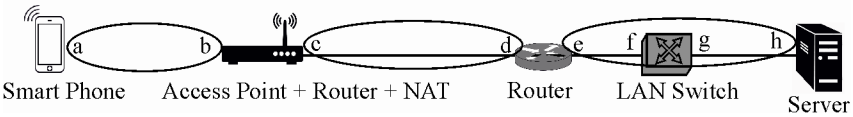
شبکه داده شده را در نظر بگیرید. یک دستگاه گوشی هوشمند که با a مشخص شده است، با استفاده از ارتباط wifi به یک access point متصل است. درون access point یک مسیریاب و یک NAT (Network Address Translation) وجود دارد. در شکل حروف a, b, ..., h را مشاهده می‌کنید. این حروف اینترفیس ادوات موجود در این شبکه است. بسته‌ای که از اینترفیس a عازم اینترفیس h است را در نظر بگیرید. این بسته هنگام خروج از اینترفیس e به ترتیب از راست به چپ آدرس فیزیکی مبدأ و مقصد آن کدام است؟

khalilifar.ir



در زیر شبکه بین e و h، دستگاه LAN Switch ایجاد زیر شبکه نمی‌کند چون LAN Switch فقط لایه فیزیکی و لایه پیوند داده دارد و لایه شبکه ندارد پس IP هم متوجه نمی شود پس زیر شبکه هم ایجاد نمی‌کند. در یک زیر شبکه پورت‌های LAN Switch آدرس ندارند، پس f و g معنی ندارند و حذف می‌شوند، به صورت زیر:

شبکه داده شده را در نظر بگیرید. یک دستگاه گوشی هوشمند که با a مشخص شده است، با استفاده از ارتباط wifi به یک access point متصل است. درون access point یک مسیریاب و یک NAT (Network Address Translation) وجود دارد. در شکل حروف a, b, …, h را مشاهده می‌کنید. این حروف اینترفیس ادوات موجود در این شبکه است. بسته‌ای که از اینترفیس a عازم اینترفیس h است را در نظر بگیرید. این بسته هنگام خروج از اینترفیس e به ترتیب از راست به چپ آدرس فیزیکی مبدأ و مقصد آن کدام است؟



فریم موجود در پورت e، آدرس فیزیکی مبدا آن e و آدرس فیزیکی مقصد آن h درج می‌شود. آدرس MAC یعنی آدرس فیزیکی توسط لایه پیوند داده درج می‌شود، درج آدرس MAC از وظایف لایه پیوند داده است.

دقت کنید که بسته یعنی Packet تولید شده توسط لایه شبکه در ایستگاه a، آدرس منطقی میزبان ابتدایی یعنی آدرس IP میزبان ابتدایی آن برای مثال X و آدرس منطقی میزبان انتهایی یعنی آدرس IP میزبان انتهایی آن Y درج می‌گردد و این آدرس دهی ثابت و ایستا هست و تغییر نمی‌کند تا اینکه packet به ایستگاه نهایی Y برسد که این آدرس دهی برای حرکت سراسری و کل شبکه تنظیم شده است، دقت کنید که آدرس منطقی ایستگاه a آدرس X و آدرس منطقی ایستگاه h آدرس Y لحاظ شده است. اما در حرکت محلی زیر شبکه به زیر شبکه آدرس‌های فیزیکی یعنی آدرس MAC متغیر و پویا است و از یک زیر شبکه به زیر شبکه بعدی تغییر می‌کند. به صورت زیر:

فریم موجود در پورت a، آدرس فیزیکی مبدا آن a و آدرس فیزیکی مقصد آن b درج می‌شود.

در پورت b لایه شبکه توسط آدرس منطقی میزبان انتهایی Y متوجه می‌شود که packet مورد نظر باید در پورت c قرار گیرد. packet موجود در لایه شبکه جهت ادامه مسیر تحویل لایه پیوند داده می‌شود تا به Frame تبدیل گردد.

فریم موجود در پورت c، آدرس فیزیکی مبدا آن c و آدرس فیزیکی مقصد آن d درج می‌شود.

khalilifar.ir

در پورت d لایه شبکه توسط آدرس منطقی میزبان انتهایی Y متوجه می‌شود که packet مورد نظر باید در پورت e قرار گیرد. packet موجود در لایه شبکه جهت ادامه مسیر تحویل لایه پیوند داده می‌شود تا به Frame تبدیل گردد.
فریم موجود در پورت e، آدرس فیزیکی مبدا آن e و آدرس فیزیکی مقصد آن h درج می‌شود.

۱۳- گزینه (۴) صحیح است.

مثال: از شما می‌پرسند معدل کل شما در ۶ ترم گذشته چند می‌شود؟

معدل این ترم ۱۶ و میانگین ۵ ترم گذشته ۱۵/۵

معدل پدیده‌ی لحظه‌ای + تخمین قدیم = تخمین جدید

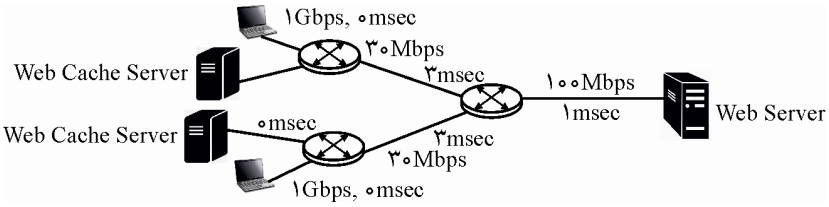
$$\text{معدل کل} = \frac{۵}{۶} \times ۱۵/۵ + \frac{۱}{۶} \times ۱۶$$

چون اهمیت ترم ششم، $\frac{۱}{۶}$ است، بنابراین به این ترم نسبت به ۵ ترم گذشته وزن می‌دهیم.

یعنی به پدیده‌ی قدیمی وزن $\frac{۵}{۶}$ و به پدیدی جدید وزن $\frac{۱}{۶}$ را می‌دهیم.

در صورت سوال گفته شده است که در شبکه زیر وب سروری با لینکی به ظرفیت ۱۰۰ مگابیت بر ثانیه به مسیریابی متصل است. این مسیریاب با دو لینک مستقل هر یک به ظرفیت ۳۰ مگابیت بر ثانیه به دو مسیریاب مستقل اتصال دارد. هر یک از این دو مسیریاب به یک شبکه محلی متصل هستند. در هر شبکه محلی یک کامپیوتر کلاینت و یک کَش سرور وجود دارد. زمان انتشار برای هر لینک روی شکل مشخص شده است. زمان انتشار در شبکه محلی ناچیز است.

کلاینت‌ها درخواست‌های خود را به کَش سرور شبکهٔ خود می‌دهند. اگر نرخ اصابت (hit rate) در کَش سرورها ۴۰ درصد باشد، هر کلاینت به طور متوسط حداکثر با نرخ چند مگابیت بر ثانیه دریافت می‌کند؟



داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$$R_{LAN-Server} = ۱Gbps = ۱\times۱۰^{۳}\ Mbps = ۱۰۰۰\ Mbps$$

$$R_{۱} = ۳۰\ Mbps$$

$$R_{WAN-Server} = ۱۰۰\ Mbps$$

$$h = ۰/۴,\quad ۱-h = ۰/۶$$

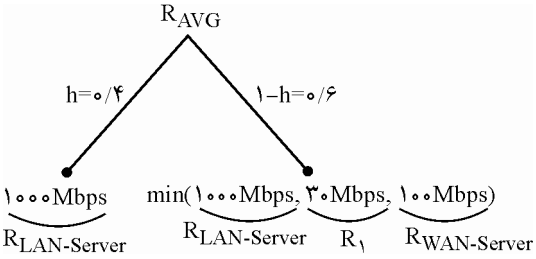
khalilifar.ir

توجه: در صورت سوال مطرح شده است که یک Web Server داریم درون یک WAN که ظرفیت این Web Server برابر مقدار ۱۰۰Mbps است که متصل شده است به یک مسیریاب، و مسیریاب هم به دو مسیر ۳۰ Mbps متصل شده است، که در نهایت هر مسیر وارد یک LAN می‌شود، یعنی LAN1 و LAN2، هر LAN یک Client و یک Web Cache Server دارد، همچنین زمان انتشار در LAN مطابق فرض سوال ناچیز در نظر گرفته شده است. یعنی T_{prop} برابر مقدار صفر در نظر گرفته شده است. در شبکه‌ی محلی یا LAN یعنی در سطح لایه پیوند داده، هر RTT برابر دوبرابر T_{prop} است، بنابراین مقدار RTT نیز در شبکه محلی برابر صفر در نظر گرفته می‌شود، پس در شبکه محلی RTT نداریم و فقط زمان‌های انتقال و نرخ انتقال یا گذردهی مورد بررسی قرار می‌گیرد. همچنین در صورت سوال گفته شده است که در هر LAN موجود، هر Client درخواست‌های خودش را ابتدا به Web Cache Server محلی خود می‌دهد و نرخ اجابت یا همان نرخ برخورد یا همان نرخ اصابت هم برابر ۴۰ درصد یعنی ۰/۴ است. یعنی ۴۰ درصد از پیام‌هایی که Client صادر می‌کند، پاسخ آن داخل Web Cache Server محلی و مرتبط خودش است و به تبع ۶۰ درصد از پیام‌هایی که Client صادر می‌کند، پاسخ آن داخل Web Cache Server محلی و مرتبط خودش نیست و باید پاسخ آن داخل Web Server موجود در WAN جستجو شود. انگار که در ابتدا در یک فضای کوچک مثل یک LAN به دنبال خواسته‌هایمان می‌گردیم و اگر نبود در یک فضای بزرگتر مثل یک WAN به دنبال خواسته‌هایمان می‌گردیم.

در نهایت در صورت سوال این پرسش مطرح شده است که متوسط گذردهی یا همان حداکثر نرخ انتقال برای هر Client چقدر است؟

بنابراین برای محاسبه‌ی میانگین نرخ انتقال چون بحث احتمال مطرح است، باید میانگین دو فرم ۴۰ درصد و ۶۰ درصد را مورد محاسبه قرار دهیم.

برای محاسبه R_{AVG} درخت زیر را در نظر بگیرید:



رابطه درخت فوق به صورت زیر خواهد بود:

$$R_{AVG} = [h \times R_{LAN-Server}] + [(۱-h) \times \min(R_{LAN-Server}, R_{۱}, R_{WAN-Server})]$$

یعنی احتمال شاخه ضربدر برگ بعلاوه احتمال شاخه ضربدر برگ.

پس از جایگذاری اولیه رابطه زیر را خواهیم داشت:

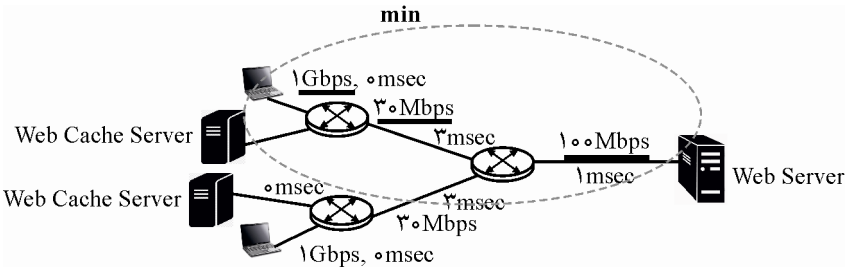
khalilifar.ir

$$R_{AVG} = [۰/۴ \times ۱۰۰۰] + [(۰/۶) \times \min(۱۰۰۰, ۳۰, ۱۰۰)]$$

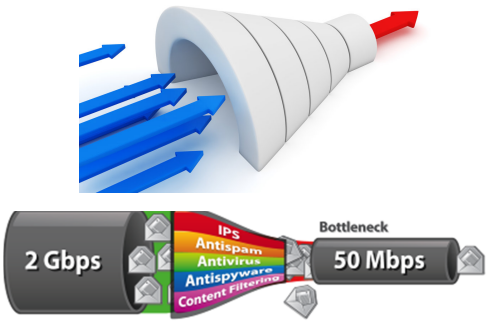
پس از جایگذاری نهایی رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$R_{AVG} = [۰/۴ \times ۱۰۰۰] + [۰/۶ \times ۳۰] = ۴۰۰ + ۱۸ = ۴۱۸ \text{Mbps}$$

توجه: همانطور که گفتیم که در هر LAN موجود، هر Client درخواست‌های خودش را ابتدا به Web Cache Server محلی خود می‌دهد و نرخ اجابت یا همان نرخ برخورد یا همان نرخ اصابت هم برابر ۴۰ درصد یعنی ۰/۴ است. یعنی ۴۰ درصد از پیام‌هایی که Client صادر می‌کند، پاسخ آن داخل Web Cache Server محلی و مرتبط خودش است و به تبع ۶۰ درصد از پیام‌هایی که Client صادر می‌کند، پاسخ آن داخل Web Cache Server محلی و مرتبط خودش نیست و باید پاسخ آن داخل Web Server موجود در WAN جستجو شود. در این جستجو و حرکت به سمت Web Server مسیر زیر باید طی شود. بنابراین نرخ انتقال Web Server می‌شود مینیمم تمام نرخ انتقال‌های موجود در مسیر، چون مطابق اصل گلوگاه شبکه یا Network Bottleneck بیشتر از این مینیمم امکان انتقال داده در واحد زمان وجود ندارد.



شکل‌های زیر گویای مطلب هستند:

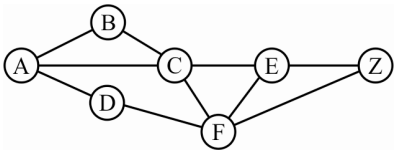


۱۴- گزینه (۳) صحیح است.

الگوریتم بردار فاصله (Distance Vector Routing یا DVR)

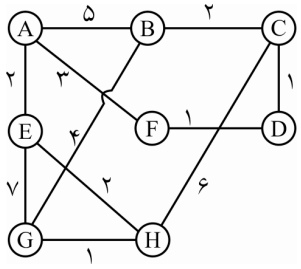
نام‌های دیگر این الگوریتم Distributed Bellman – Ford و Ford – Fulkerson می‌باشند. به شکل زیر توجه کنید:

khalilifar.ir



با توجه به شکل فوق، این الگوریتم به این صورت قابل بیان است که اگر تمام همسایه‌های گره‌ای مثل A مسیر بهینه‌ای تا گره Z را برای خود مشخص کرده باشند، پس A نیز می‌تواند مسیر بهینه تا گره Z را بیابد. در واقع اگر گره‌های B و C و D هر کدام مسیرهای بهینه خود تا گره Z را بدانند کافی است که A برای رسیدن به گره Z، فاصله خود تا هر کدام از همسایه‌های خود و فاصله هر کدام از همسایه‌ها تا گره Z را به شکل متناظر با هم جمع کند و کمترین را به عنوان مسیر بهینه خود تا Z در نظر بگیرد.

این الگوریتم دارای ساختاری توزیع شده و پویا می باشد. هر مسیریاب دارای جدولی با دو فیلد است که در هر سطر آن فاصله بهینه این مسیریاب تا مسیریاب دیگر و لینک خروجی منتهی به آن مسیریاب قرار دارد. مسیریاب‌ها اطلاعات مسیریابی خود را هر یک مدت یکبار برای مسیریاب‌های همسایه ارسال می‌کنند و هر مسیریاب با توجه به اطلاعات دریافتی جدول مسیریابی خود را به روزرسانی می‌کند. منظور از اطلاعات مسیریابی، فاصله بهینه مسیریاب فرستنده اطلاعات تا مسیریاب‌های دیگر شبکه می‌باشد. در واقع چگونگی (واسطه‌های) دستیابی به این مسیر بهینه برای دیگر مسیریاب‌ها ارسال نمی‌شود و فقط فاصله بهینه ارسال می‌شود. البته توجه داشته باشید که منظور از فاصله بهینه الزاماً مسافت نیست و در اصل منظور معیارهای بهینگی می‌باشد. در ادامه برای بیان چگونگی بروزرسانی جداول مسیریابی از شبکه شکل زیر استفاده می‌شود :



حال فرض کنید اطلاعات مسیریاب‌های همسایه مسیریاب A به شکل زیر دریافت شده است :

to	B	E	F
A	۵	۲	۳
B	۰	۷	۴
C	۲	۸	۲
D	۳	۶	۱
E	۷	۰	۵
F	۴	۵	۰
G	۴	۳	۹
H	۵	۲	۸

khalilifar.ir

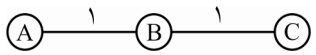
هر کدام از سطرهای این اطلاعات فاصله بهینه بین مسیریاب فرستنده اطلاعات با هر کدام از مسیریاب های شبکه می باشد. حال قصد داریم جدول مسیریابی A را بازسازی کنیم. مسیریاب A می داند با مسیریاب های همسایه خود چه اندازه فاصله دارد. البته این فواصل در این مثال در سطر اول اطلاعات دریافتی وجود دارد (در این مثال مسیرهای بین مسیریاب‌ها متقارن هستند).
ایستگاه A قصد دارد مسیر بهینه خود تا ایستگاه C را بدست آورد برای این کار فاصله خود با هر کدام از مسیریاب‌های همسایه را با فاصله آنها تا ایستگاه C جمع کرده و کمترین را به عنوان فاصله بهینه تا ایستگاه C در نظر می‌گیرد :

AB + BC = ۵ + ۲ = ۷
AE + EC = ۲ + ۸ = ۱۰
AF + FC = ۳ + ۲ = ۵ ✓

پس مسیریاب A در سطر متناظر با مسیریاب C در فیلد فاصله عدد ۵ و در فیلد مسیر حرف F (مسیریاب F) را قرار می دهد. به این معنی که برای رسیدن به مسیریاب C بهترین راه گذشتن از مسیر F می‌باشد و فاصله (هزینه) تا مقصد با واسطه F برابر با ۵ است. با ادامه همین روند تمام سطرهای جدول مسیریابی A بروزرسانی می شود. نتیجه بروزرسانی شده جدول A به شکل زیر می‌باشد :

to	فاصله	مسیر
A	۰	--
B	۵	B
C	۵	F
D	۴	F
E	۲	E
F	۳	F
G	۵	E
H	۴	E

با توجه به توضیحات بالا در می‌یابید که هر مسیریاب با دریافت یک بسته داده و بررسی آدرس مقصد آن، جدول مسیریابی خود را جستجو می کند و درمی یابد که نزدیکترین مسیر برای رسیدن به مقصد از کدام مسیریاب همسایه می‌گذرد و بسته را به آن مسیریاب ارسال می‌کند، در واقع هر مسیریاب تنها بسته را به مسیر بهینه هدایت می‌کند و اهمیتی نمی‌دهد که بسته بعد از رسیدن به مسیریاب بعدی چه سرنوشتی خواهد داشت.
این الگوریتم از نظر تئوری کاملاً صحیح به نظر می‌رسد ولی دارای مشکلی به نام شمارش تا بی‌نهایت است که در ادامه شرح داده می‌شود. به شکل زیر توجه کنید :



khalilifar.ir

مسیریاب A و B و C به شکل خطی به یکدیگر متصل هستند و مسیر بین مسیریاب‌ها دارای وزنی برابر با یک می‌باشند. جداول مسیریابی مسیریاب‌های فوق به شکل زیر می‌باشند :

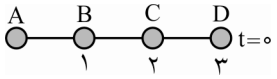
to	A		B		C	
A	--	۰	A	۱	B	۲
B	B	۱	--	۰	B	۱
C	B	۲	C	۱	--	۰

حال فرض کنید مسیریاب A از کار افتاده است، در این صورت مسیریاب B سطر متناظر با A را با مسافت ∞ مقدار دهی می‌کند (در واقع مسیریاب B با ارسال یک پیام Echo جوابی از مسیریاب A نگرفته است) مسیریاب B با دریافت اطلاعات مسیریابی از مسیریاب C درمی یابد که مسیریاب C برای رسیدن به A مسیری با وزن ۲ در نظر دارد که البته این مسیر همان مسیر با واسط B می‌باشد، اما با توجه به اینکه در اطلاعات مسیریابی واسط های مسیرهای بهینه بیان نمی‌شود، ایستگاه B از ماجرا بی‌خبر است و سطر متناظر با مسیریاب A را که در حال حاضر با مقدار ∞ پر شده است با مقدار ۳ مقداردهی می‌کند و فیلد مسیر آن را مسیریاب C در نظر می‌گیرد. اکنون مسیریاب B اطلاعات مسیریابی خود را برای مسیریاب C ارسال می‌کند مسیریاب C با دریافت اطلاعات درمی‌یابد که فاصله مسیریاب B تا مسیریاب A به عدد ۳ تغییر یافته است و در این صورت اقدام به بروزرسانی جدول مسیریابی خود می‌کند، پس سطر متناظر با مسیریاب A را با عدد ۴ مقداردهی کرده و فیلد مسیر آن همان B باقی می‌ماند. در ادامه با هر بار تبادل اطلاعات مسیریابی روال بالا دوباره طی می‌شود و هر بار به فیلد فاصله جداول مسیریابی C و B یک واحد افزوده شده و این امر تا ابد ادامه می‌یابد.

توجه: الگوریتم بردار فاصله در اینترنت، RIP (Routing Information Protocol) نامیده می‌شود.

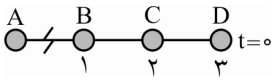
اطلاعات مسیریاب A قبل از قطع ارتباط با مسیریاب B به صورت زیر است:

to	A	
A	--	۰
B	B	۱
C	B	۲
D	B	۳



توجه: در شکل فوق A تا D مسیریاب هستند، و هر کدام برای رسیدن به دیگری فقط یک مسیر در اختیار دارند و برای مثال هزینه‌ی A تا B برابر مقدار ۱ و هزینه‌ی A تا E برابر مقدار ۴ است.

مطابق فرض سوال در لحظه‌ی $t = ۰$ مسیریاب A از کار می‌افتد و ارتباط A با B قطع می‌شود:



khalilifar.ir

در این صورت مسیریاب B سطر متناظر با A را با مسافت بی‌نهایت (∞) مقداردهی می‌کند (در واقع مسیریاب B با ارسال یک پیام Echo جوابی از مسیریاب A نگرفته است).

to	B	
A	A	∞
B	--	۰
C	C	۱
D	C	۲

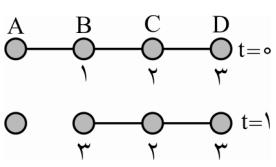
توجه: در الگوریتم بردار فاصله، هر مسیریاب، از طریق مسیریاب‌های مستقیم خودش به طور غیرمستقیم به سایر مسیریاب‌ها دسترسی دارد. در واقع الگوریتم بردار فاصله خرد جمعی از کل شبکه ندارد، و خرد بخشی فقط از بخشی از شبکه دارد، یعنی فقط از همسایه‌های مستقیم خودش شناخت و آگاهی دارد.

در ادامه و در لحظه‌ی t = ۱ مسیریاب B با دریافت اطلاعات مسیریابی از مسیریاب C در می‌یابد که مسیریاب C برای رسیدن به A مسیری به وزن ۲ دارد که البته این مسیر همان مسیر با واسط B می‌باشد، اما با توجه به اینکه در اطلاعات مسیریابی واسط‌های مسیرهای بهینه بیان نمی‌شود، بنابراین مسیریاب C از ماجرا بی‌خبر است. در واقع مسیریاب C نمی‌داند که کانال ارتباطی مسیریاب B به A قطع شده است، و همان مقدار قبل از وقوع خرابی را اعلام می‌کند، در نتیجه مسیریاب C به همسایه مستقیم خود یعنی مسیریاب B همان اطلاعات قبل از وقوع خرابی را اعلام می‌کند. در حال حاضر اطلاعات مسیریاب C به صورت زیر است:

to	C	
A	B	۲
B	B	۱
C	--	۰
D	D	۱

بنابراین در ادامه مسیریاب B که به غلط فکر می‌کند مسیریاب C مسیری مجزا به A به مقدار ۲ دارد، در جدول مسیریابی خود هزینه‌ی رسیدن به A را در سطر متناظر با مسیریاب A که در حال حاضر با مقدار بی‌نهایت (∞) پر شده است از مقدار بی‌نهایت (∞) به مقدار ۳ (۱ واحد از B تا C بعلاوه ۲ واحد از C به A) تغییر می‌دهد. و فیلد مسیر آن را مسیریاب C قرار می‌دهد، در واقع B به اشتباه فکر می‌کند که از طریق C می‌تواند به A دسترسی یابد، به صورت زیر:

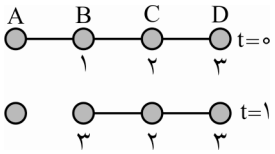
to	B	
A	C	۳
B	--	۰
C	C	۱
D	C	۲



khalilifar.ir

همچنین به طور موازی و در همان لحظه‌ی t = ۱ مسیریاب C اطلاعات مسیریابی خود را به مسیریاب D ارسال می‌کند، مسیریاب D با دریافت اطلاعات در می‌یابد که فاصله مسیریاب C تا مسیریاب A به عدد ۲ تغییر یافته است و در این صورت اقدام به بروزرسانی جدول مسیریابی خود می‌کند، پس سطر متناظر با مسیریاب A را به عدد ۳ (۱ واحد از D تا C بعلاوه ۲ واحد از C به A) مقداردهی کرده و فیلد مسیر آن همان C باقی می‌ماند، به صورت زیر:

to	D	
A	C	۳
B	C	۲
C	C	۱
D	--	۰

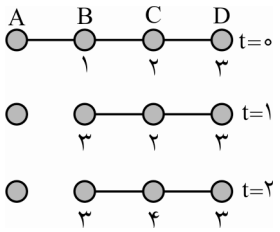


توجه: گره‌های فوق در زمان‌های t = ۰ و t = ۱، هزینه گره‌های B، C و D تا گره A را نشان می‌دهد.

توجه: دقت کنید که خبرها و اطلاعات جدید مسیریاب‌ها با سرعت یک جهش به سمت همسایه‌های مستقیم در هر مبادله پخش می‌شود.

در ادامه و در لحظه‌ی t = ۲ مسیریاب B اطلاعات مسیریابی خود را به مسیریاب C ارسال می‌کند، مسیریاب C با دریافت اطلاعات در می‌یابد که فاصله مسیریاب B تا مسیریاب A به عدد ۳ تغییر یافته است و در این صورت اقدام به بروزرسانی جدول مسیریابی خود می‌کند، پس سطر متناظر با مسیریاب A را به عدد ۴ (۱ واحد از C تا B بعلاوه ۳ واحد از B به A) مقداردهی کرده و فیلد مسیر آن همان B باقی می‌ماند، به صورت زیر:

to	C	
A	B	۴
B	B	۱
C	--	۰
D	D	۱

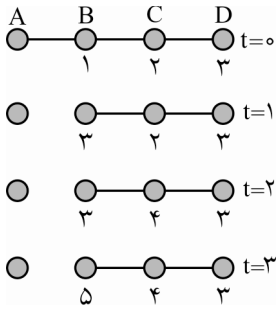


توجه: گره‌های فوق در زمان‌های t = ۰، t = ۱ و t = ۲، هزینه گره‌های B، C و D تا گره A را نشان می‌دهد.

در ادامه و در لحظه‌ی t = ۳ مسیریاب C اطلاعات مسیریابی خود را به مسیریاب B ارسال می‌کند، مسیریاب B با دریافت اطلاعات در می‌یابد که فاصله مسیریاب C تا مسیریاب A به عدد ۴ تغییر یافته است و در این صورت اقدام به بروزرسانی جدول مسیریابی خود می‌کند، پس سطر متناظر با مسیریاب A را به عدد ۵ (۱ واحد از B تا C بعلاوه ۴ واحد از C به A) مقداردهی کرده و فیلد مسیر آن را مسیریاب C قرار می‌دهد، به صورت زیر:

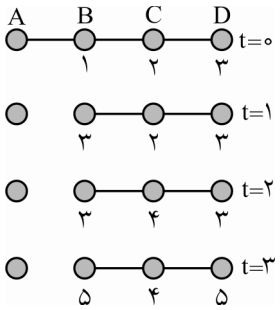
khalilifar.ir

to	B	
A	C	۵
B	--	۰
C	C	۱
D	C	۲



همچنین به طور موازی و در همان لحظه‌ی t = ۳ مسیریاب C اطلاعات مسیریابی خود را به مسیریاب D ارسال می‌کند، مسیریاب D با دریافت اطلاعات در می‌یابد که فاصله مسیریاب C تا مسیریاب A به عدد ۴ تغییر یافته است و در این صورت اقدام به بروزرسانی جدول مسیریابی خود می‌کند، پس سطر متناظر با مسیریاب A را به عدد ۵ (۱ واحد از D تا C بعلاوه ۴ واحد از C به A) مقداردهی کرده و فیلد مسیر آن همان C باقی می‌ماند، به صورت زیر:

to	D	
A	C	۵
B	C	۲
C	C	۱
D	--	۰



توجه: گره‌های فوق در زمان‌های t = ۰، t = ۱، t = ۲ و t = ۳، هزینه گره‌های B، C و D تا گره A را نشان می‌دهد.

مسیریاب‌ها	A	B	C	D
هزینه رسیدن به A در هنگام خرابی	A	∞, A	۲,B	۳,C
هزینه رسیدن به A در t = ۱	A	۳,C	۲,B	۳,C
هزینه رسیدن به A در t = ۲	A	۳,C	۴,B	۳,C
هزینه رسیدن به A در t = ۳	A	۵,C	۴,B	۵,C
هزینه رسیدن به A در t = ۴	A	۵,C	۶,B	۵,C
هزینه رسیدن به A در t = ۵	A	۷,C	۶,B	۷,C
هزینه رسیدن به A در t = ۶	A	۷,C	۸,B	۷,C
هزینه رسیدن به A در t=n	A	…	…	…
∞	A	∞	∞	∞

khalilifar.ir

توجه: این روند تا بی‌نهایت ادامه دارد و بطور مداوم بین مسیریاب‌ها اطلاعات غلط در مورد A مبادله می‌شود. مشکل از آنجایی است که C و D نمی‌دانند که تنها مسیرشان به A از طریق B است و به B اعلام می‌کنند که راهی به A دارند و هزینه‌ی آن را اعلام می‌کنند، درحالی که تمامی این راه‌ها همانی است که فعلا قطع شده است!

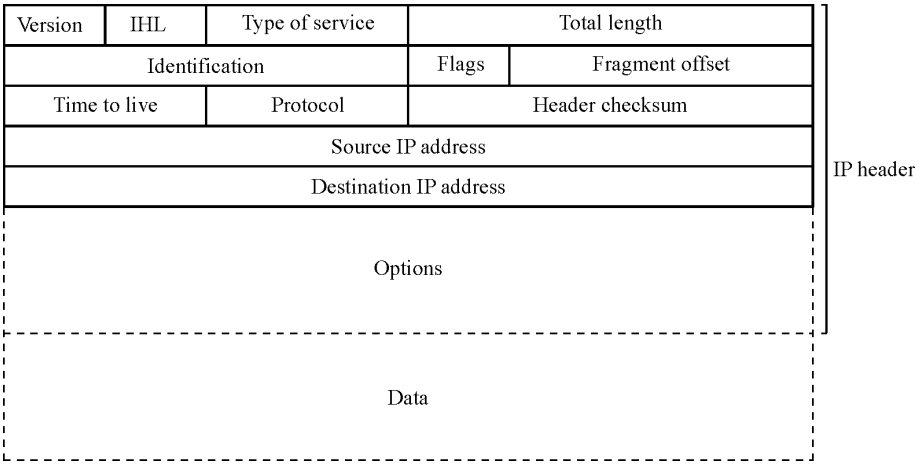
نتیجه: الگوریتم‌های بردار فاصله (Distance Vector) از یک مشکل عمده رنج می‌برند، و آن «**عدم همگرایی سریع جداول مسیریابی**» در هنگام خرابی یک مسیریاب یا یک کانال ارتباطی است. این مشکل «**شمارش تا بی‌نهایت**» یا «Count to infinity» نام دارد. همانطور که دیدید این مشکل زمانی پیش خواهد آمد که یکی از مسیریاب‌ها دچار خرابی شود یا آنکه مسیر ارتباطی او با دیگران قطع شود.

توجه: روش‌های گوناگونی برای حل این مساله پیشنهاد شده است که عمدتا پیچیده‌اند و یا مقرون به صرفه نیستند.

توجه: الگوریتم‌های بردار فاصله برای مسیریابی در یک شبکه کوچک (با حداکثر 30 مسیریاب) هنوز کاربرد دارد، اما مسیریاب‌های جدید، به دلیل نقص یاد شده و روش‌های بهتری که ابداع شده اند به سمت روش‌های اصلاح شده‌تری مثل روش‌های وضعیت پیوند مانند OSPF رفته‌اند. روش وضعیت پیوند با توجه به خرد جمعی و شناختی که از کل شبکه دارد، سریع‌تر و دقیق‌تر جداول مسیریابی را نسبت به تغییرات توپولوژیکی و ترافیکی شبکه تنظیم می‌کنند.

۱۵- گزینه (۴) صحیح است.

در IPV_4 عملکرد قطعه قطعه‌سازی (Fragmentation) بسته‌های IP بزرگتر از اندازه MTU در لایه شبکه مسیریاب داریم که هدر این عملیات جهت نگهداری اطلاعات قطعه قطعه‌سازی در بسته IPV_4 وجود دارد. بسته IPV_4 به صورت زیر است:



دادگرام IPV_4

khalilifar.ir

توجه: MTU یکی از صفات یک شبکه محلی است. در واقع هر شبکه محلی MTU مختص به خودش را دارد. یک شبکه محلی توسط یکی از پورت‌های مسیریاب به مسیریاب متصل می‌شود.

توجه: همانطور که گفتیم در IPV_4 عملکرد قطعه قطعه‌سازی (Fragmentation) بسته‌های IP بزرگتر از اندازه MTU در لایه شبکه مسیریاب داریم، بنابراین اگر بسته‌ای بزرگتر از اندازه MTU در لایه شبکه یک شبکه محلی متصل به یک مسیریاب باشد آن بسته بر اساس اندازه بسته IP و اندازه MTU به چندین قطعه سریالی و شماره‌بندی شده پشت سر هم تقسیم می‌شود.

توجه: فیلدهای Identification، Fragment offset و Flags (MF , DF) جهت نگهداری اطلاعات قطعه قطعه‌سازی مربوط به عملکرد (Fragmentation) در بسته IPV_4 مورد استفاده قرار می‌گیرد.

توجه: در بسته IPV_4 عملکرد مونتاژ قطعات (Reassembly) فقط و فقط در لایه شبکه ایستگاه مقصد انجام می‌شود و در لایه شبکه مسیریاب‌ها هیچ وقت عملکرد Reassembly انجام نمی‌شود. علت هم این است که ممکن است نیاز باشد بسته IP در مسیریاب‌های بعدی مجدد بازهم قطعه قطعه شود که اگر مدام در مسیریاب‌ها Reassembly شود و بعد مجدد Fragmentation شود سربار ایجاد می‌شود.

توجه: در فرستنده اولیه در گره مبدا A اندازه و حجم سگمنت (Segment) تحت کنترل لایه انتقال قرار دارد تا یک بسته (Packet) کمتر از MTU شبکه محلی متصل به آن ایجاد شود (شبکه محلی A تا R_1). اما وقتی اندازه بسته‌های IP در میزبان A برابر ۱۵۰۰ بایت است و MTU شبکه محلی متصل به مسیریاب R_1 (شبکه محلی R_1 تا R_2) برابر با مقدار ۱۴۰۰ است، چون IP=۱۵۰۰ از MTU=۱۴۰۰ شبکه محلی R_1 تا R_2 بزرگتر است، بنابراین بسته IP=۱۵۰۰ بایتی در مسیریاب R_1 بر اساس MTU شبکه محلی متصل به آن (شبکه محلی R_1 تا R_2) توسط لایه شبکه باید به ۲ بسته تقسیم شود.

توجه: در گزاره «**الف**» بخش اول یعنی در IPV_4 : R_1 بسته‌ها را تکه می‌کند، عبارتی «**درست**» است. اما اینکه R_2 تکه‌ها را دوباره به هم می‌چسباند عبارتی «**نادرست**» است. بنابراین در حالت کلی گزاره «**الف**» عبارتی «**نادرست**» است.

در IPV_6 عملکرد قطعه قطعه‌سازی بسته‌های IP بزرگتر از اندازه MTU در لایه شبکه مسیریاب نداریم که به تبع هدر این عملیات جهت نگهداری اطلاعات قطعه قطعه‌سازی در بسته IPV_6 هم وجود ندارد. بسته IPV_6 به صورت زیر است:

Version	Prority	Flow Label	
Payload Length		Next Header	Time to Live
Source Address (۱۶Bytes)			
Destination Address (۱۶Bytes)			

دادگرام IPV_6

khalilifar.ir

توجه: همانطور که گفتیم در IPV_6 عملکرد قطعه قطعه‌سازی بسته‌های IP بزرگتر از اندازه MTU در لایه شبکه مسیریاب نداریم، بنابراین اگر بسته‌ای بزرگتر از اندازه MTU در لایه شبکه یک شبکه محلی متصل به یک مسیریاب باشد آن بسته دور انداخته می‌شود و توسط پروتکل گزارش خطا ICMP این رویداد به فرستنده گزارش می‌شود و فرستنده اندازه بسته‌های IP خود را کاهش می‌دهد. یکی دوبار که این اتفاق بیوفتد فرستنده حساب دستش میاد!

توجه: در گزاره «**ب**» بخش اول یعنی در IPV_6: R_1 بسته‌ها را تکه می‌کند عبارتی «**نادرست**» است. همچنین اینکه ولی عمل دوباره چسباندن فقط می‌تواند در B انجام شود نیز عبارتی «**نادرست**» است. بنابراین در حالت کلی گزاره «**ب**» عبارتی «**نادرست**» است.

توجه: بنابراین پُرواضح است که گزینه چهارم پاسخ سوال است.

توجه: سازمان سنجش آموزش کشور، در کلید اولیه و نهایی خود، گزینه چهارم را به عنوان پاسخ اعلام کرده بود.

۱۶- گزینه (۱) صحیح است.

مدل ریاضی شبکه‌های کامپیوتری یک گراف است. به فرآیند تعیین مسیر از گره مبدا تا گره مقصد در شبکه، مسیریابی گفته می‌شود.

توجه: عملکرد مسیریابی، یکی از عملکردهای لایه شبکه است که وظیفه و مسئولیت تعیین مسیر، از بین مسیرهای موجود بر عهده آن است. این عملکرد توسط الگوریتم‌های مختلفی پیاده‌سازی می‌شود. مانند عملکرد فاکتوریل که توسط الگوریتم‌های حلقه یا بازگشتی قابل پیاده‌سازی است.

توجه: به طور کلی الگوریتم‌های مسیریابی به دو دسته **ایستا** و **پویا** طبقه‌بندی می‌شود.

توجه: در الگوریتم‌های ایستا جدول مسیریابی به صورت دستی و قبل از انجام مسیریابی توسط مدیر شبکه مقداردهی می‌شود.

توجه: به طور کلی الگوریتم‌های مسیریابی پویا به دو دسته Intra -AS (درون دامنه‌ای) و - Inter AS (برون (بین) دامنه‌ای) طبقه‌بندی می‌شود.

توجه: AS سرواژه عبارت Autonomous system به معنی سیستم‌های خودمختار است.

توجه: به الگوریتم‌های Intra -AS (درون دامنه‌ای) IGP که سرواژه عبارت Interior Gateway Protocol است نیز گفته می‌شود.

توجه: به طور کلی روش‌های مسیریابی Intra –AS یا IGP به دو دسته **غیرمتمرکز** و **متمرکز** طبقه‌بندی می‌شود.

توجه: روش غیرمتمرکز توسط مدل DV یا Distance Vector (بردار فاصله) و الگوریتم Bellman-Ford ساخته می‌شود که نسخه پیاده‌سازی شده آن الگوریتم RIP یا Routing Information Protocol است.

khalilifar.ir

توجه: در روش غیرمتمرکز (بردار فاصله) هر مسیریاب، جهت بروزرسانی اطلاعات مسیریابی خودش هر یک مدت‌یکبار اطلاعات مسیریابی مسیریاب‌های همسایه مستقیم خودش را دریافت می‌کند، در واقع هر مسیریاب «**خرد بخشی**» دارد و از کل اطلاعات مسیریاب‌های شبکه استفاده نمی‌کند. بنابراین هر مسیریاب چون فقط به اطلاعات همسایه‌های مستقیم خودش دسترسی دارد، فقط می‌تواند از توپولوژی خودش و همسایه‌های مستقیم خودش آگاه و باخبر باشد و از توپولوژی (مجموعه گره و یال) کل شبکه آگاه و باخبر نیست.

توجه: از آنجاکه اطلاعات مسیریابی مسیریاب‌ها دست به دست می‌شود و از همسایه‌ای به همسایه‌ای دیگر منتقل می‌شود، این اطلاعات ممکن است وقتی از دولبه انتهایی شبکه بهم منتقل می‌شود حتی بی اعتبار شود به این دلیل که ممکن است شرایط شبکه اصلا عوض شده باشد، بنابراین الگوریتم بردار فاصله همگرایی کند و پایینی در شبکه دارد.

توجه: الگوریتم بردار فاصله بیشتر مناسب شبکه‌های کوچک است.

توجه: روش متمرکز توسط مدل LS یا Link State (وضعیت پیوند) و الگوریتم Dijkstra ساخته می‌شود که نسخه پیاده‌سازی شده آن الگوریتم OSPF یا Open Shortest Path First است.

توجه: در روش متمرکز (وضعیت پیوند) هر مسیریاب، جهت بروزرسانی اطلاعات مسیریابی خود هر یک مدت‌یکبار اطلاعات مسیریابی مسیریاب‌های همسایه مستقیم و غیرمستقیم خودش را دریافت می‌کند، در واقع هر مسیریاب «**خرد جمعی**» دارد و از کل اطلاعات مسیریاب‌های شبکه استفاده می‌کند. بنابراین هر مسیریاب چون به کل اطلاعات همسایه‌های مستقیم و غیرمستقیم خودش دسترسی دارد، پس می‌تواند از توپولوژی خودش و همسایه‌های مستقیم و غیرمستقیم خودش آگاه و باخبر باشد و به تبع از توپولوژی (مجموعه گره و یال) کل شبکه آگاه و باخبر باشد. به عبارت دیگر هر مسیریاب می‌تواند توپولوژی و گراف کل شبکه را برای خودش رسم نماید و از آن جهت مسیریابی بهینه استفاده نماید.

توجه: در الگوریتم وضعیت پیوند هر مسیریاب اطلاعات آدرس IP همسایه‌های خودش را توسط عملیات Hello Packet و اطلاعات هزینه Cost همسایه‌های خودش را توسط عملیات Echo دریافت می‌کند، و سپس این اطلاعات دریافتی IP و Cost را درون یک بسته LS قرار می‌دهد و به کل شبکه به صورت پخش همگانی (الگوریتم سیل آسا و سریع Flooding) ارسال می‌کند. بنابراین هر مسیریاب از اطلاعات کل شبکه آگاه و باخبر است و می‌تواند توپولوژی و گراف کل شبکه را برای خودش رسم نماید. پس الگوریتم بردار فاصله همگرایی سریع و بالایی در شبکه دارد.

توجه: الگوریتم بردار فاصله بیشتر مناسب شبکه‌های بزرگ است.

توجه: وقتی کل اطلاعات مسیر و توپولوژی شبکه را بدانیم (الگوریتم وضعیت پیوند) تا در مقابل وقتی بخشی از اطلاعات مسیر و توپولوژی شبکه را بدانیم (الگوریتم بردار فاصله) خیلی بهتر و بهینه‌تر می‌توانیم تصمیم بگیریم و مسیریابی نماییم.

khalilifar.ir

توجه: به الگوریتم‌های Inter -AS (برون دامنه‌ای) IGP که سرواژه عبارتExterior Gateway Protocol است نیز گفته می‌شود. نسخه پیاده‌سازی شده آن الگوریتم BGP یا Border Gateway Protocol است. که به دو شکل iBGP (Internal BGP) و eBGP (External BGP) وجود دارد.

نتیجه: نتیجه اینکه هر روتر (مسیریاب) در الگوریتم حالت لینک (Link State) اطلاعات کامل و کل شبکه را نگه می‌دارد ولی در الگوریتم بردار فاصله (Distance Vector) این‌گونه نیست و هر روتر (مسیریاب) فقط اطلاعات بخشی از شبکه را نگه می‌دارد. بنابراین پُرواضح است که گزینه اول پاسخ سوال است.

توجه: سازمان سنجش آموزش کشور، در کلید اولیه و نهایی خود، گزینه اول را به عنوان پاسخ اعلام کرده بود.

---

khalilifar.ir

تست‌های فصل ششم

۱- در محاسبه زمان Timeout در پروتکل TCP اگر مقادیر قبلی t_{RTT} و d_{RTT} به ترتیب برابر با ۹۶ و ۲۰ میلی ثانیه باشند و آخرین زمان رفت و برگشت ۱۲۰ میلی ثانیه باشد، مقدار جدید Timeout محاسبه شده چند میلی ثانیه است؟ (سراسری ۹۲)

۱) ۱۱۹ ۲) ۱۸۰ ۳) ۱۴۴ ۴) ۲۰۱

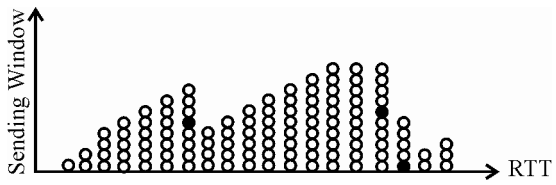
۲- همه موارد زیر، در خصوص روش‌های کنترل ازدحام پیشگیرانه (Preventive) یا حلقه باز صحیح است بجز: (سراسری ۹۲)

۱) نیاز به روش‌های کنترل پذیرش اتصال (CAC) است.
۲) نیاز به روش‌های کنترل و نظارت بر ترافیک (Traffic Policing) است.
۳) نیاز به روش‌های دریافت بازخورد (Feedback) است.
۴) بهتر است از روش‌های شکل‌دهی ترافیک (Traffic Shaping) استفاده شود.

۳- TCP Reno فایلی را به ۳۲ بسته تبدیل کرده و برای مقصدی ارسال می‌کند. چنانچه بسته ۲۷ ام به مقصد نرسد چند RTT زمان صرف ارسال فایل خواهد شد. RTT زمان رفت و برگشت بین مبدأ و مقصد است. سطح آستانه پنجره ازدحام را در مرحله «شروع آهسته» چهار در نظر بگیرید. (سراسری ۹۴)

۱) ۸ ۲) ۹ ۳) ۱۱ ۴) ۱۲

۴- در یک ارتباطِ TCP، فایلی از کامپیوتر ۱ به کامپیوتر ۲ ارسال می‌شود. شکل زیر پنجره‌های ارسال را در حوزه زمان نشان می‌دهد. در این شکل هر دایره یک بسته را نشان می‌دهد. دایره‌های سیاه معرف بسته‌هایی‌اند که به کامپیوتر ۲ نرسیده‌اند. اگر مکانیزم Go-Back-n فعال باشد، چند بسته بیش از یک بار به کامپیوتر ۲ می‌رسد؟ (مهندسی کامپیوتر – ۹۷)



۱) ۷
۲) ۹
۳) ۱۱
۴) ۱۴

۵- فرض کنید که بین یک سرور و کلاینت یک ارتباط TCP برقرار شده و کلاینت درخواست فایلی را به سرور می‌فرستد و سپس سرور فایل را برای کلاینت ارسال می‌کند. سرور فایل را به صورت ۲۰ بسته ۵۰۰ بایتی ارسال می‌کند. زمان رفت و برگشت بین کلاینت و سرور $RTT = ۶۰\ msec$ است. پهنای باند ارسال سرور ۴۰۰/۰۰۰ بیت بر ثانیه است. از زمانی که کلاینت درخواست خود را ارسال

khalilifar.ir

می‌کند تا وقتی فایل را کاملاً دریافت می‌کند چند ثانیه طول می‌کشد؟ (TCP Reno فعال بوده و هیچ بسته‌ای دچار مشکل نمی‌شود.) (IT– ۹۷)

۱) ۰/۴ ۲) ۰/۳۶ ۳) ۰/۲۲۴ ۴) ۰/۲

۶- یک برنامه کاربردی در هاست A یک بلاک ۱۹۰۰ بایتی از داده را به هاست B به کمک پروتکل‌های TCP یا UDP می‌فرستد. یک برنامه کاربردی دیگر در B سعی می‌کند داده را دریافت کند و یک عمل موفقیت‌آمیز (recvfrom() روی یک سوکت انجام دهد. آیا B می‌تواند مطمئن باشد که همه ۱۹۰۰ بایت پیام ارسال شده از A را دریافت کرده است؟ (مهندسی کامپیوتر – ۹۸)

۱) در هر دو مورد TCP یا UDP نمی‌توان مطمئن بود پیام کامل دریافت شده است.

۲) در هر دو مورد TCP یا UDP می‌توان مطمئن بود پیام کامل دریافت شده است.

۳) در مورد TCP می‌توان مطمئن بود پیام کامل دریافت شده، ولی درباره UDP نمی‌توان مطمئن بود.

۴) در مورد UDP می‌توان مطمئن بود پیام کامل دریافت شده، ولی درباره TCP نمی‌توان مطمئن بود.

۷- در یک شبکه ثابت، کدام یک از تاخیرها تصادفی نیست؟ (مهندسی کامپیوتر- ۹۸)

۱) تاخیر صف و پردازش ۲) تاخیر صف و انتشار

۳) تاخیر ارسال و انتشار ۴) تاخیر پردازش و ارسال

---

khalilifar.ir

پاسخ تست‌های فصل ششم

۱- گزینه (۲) صحیح است.

تعیین نرخ زمان timeout خیلی می‌تواند در کارایی شبکه تأثیرگذار باشد، در صورت انتخاب نادرست آن، ممکن است کارایی پروتکل خیلی کاهش یابد.

یادآوری: timeout برای این استفاده می‌شود که اگر داده‌ی ارسالی با خطا روبرو شود، فرستنده بعد از مدت زمان مشخص که Ack یا NACK را دریافت نکرد timeout کند و ارسال مجدد را انجام دهد.

اگر timeout خیلی کوچک باشد، ارسال مجددهای بیهوده خواهیم داشت.

اگر timeout خیلی زیاد باشد، ممکن است داده از بین رفته باشد و خیلی صبر کند تا مجدداً آن را ارسال کند که در این مدت زمان صبر، ظرفیت کانال دارد از دست می‌رود.

☜ ***نکته:*** بهترین زمان انتخاب timeout برابر مدت زمان بین یک رفت و برگشت است.

☜ ***نکته:*** در شبکه‌های کامپیوتری چهار نوع تأخیر داریم:

تأخیر ارسال (T_F)، تأخیر انتشار (T_p)، تأخیر صف (T_q)، تأخیر پردازش $(T_{process})$.

☜ ***نکته:*** تأخیر صف‌بندی داخل گره‌ها، یک تأخیر متغیر است که به حجم ترافیک لحظه عبور از آن گره بستگی دارد.

پس تأخیری که از ابتدا به انتها ایجاد می‌شود، متغیر است و از قبل قابل پیش‌بینی نیست.

مثال: مثلاً دسترسی به سیستم آموزشی (پرتال)

۱- دیدن پرتال از داخل دانشگاه از طریق شبکه محلی (تأخیر در حد ۱ ms)

۲- دیدن پرتال از خانه از طریق اینترنت (هنوز در شبکه داخل کشور) (تأخیر در حد ۱۰ms)

۳- دیدن پرتال از اروپا (تأخیر در حد ۱۰۰ms)

همه برنامه‌های فوق یک کاربرد را دارند و همه از پروتکل یکسان TCP استفاده می‌کنند ولی تأخیرها متفاوت است.

☜ ***نکته مهم:*** timeout باید بر اساس زمان رفت و برگشت لحظه‌ای (که الان دارد اتفاق می‌افتد) تعیین شود، نه این که از قبل تعیین شود، چون که نمی‌دانیم که برنامه کاربردی از کجا دارد چرا می‌شود.

☜ ***نکته:*** تأخیر رفت و برگشت یک متغیر تصادفی است.

☜ ***نکته:*** برای هر متغیر تصادفی یک میانگین و یک انحراف معیار تعریف می‌شود.

☜ ***نکته:*** به پراکندگی نسبت به میانگین، انحراف معیار گفته می‌شود.

khalilifar.ir

محاسبه timeout

بر اساس سند RFC۲۹۸۸ بهترین روش محاسبه timeout بر اساس رابطه‌ی زیر می‌باشد.

$$T_{timeout} = t_{RTT} + kd_{RTT}$$

مقدار K، بستگی به تابع توزیع و کاربرد دارد. معمولاً مقداری برابر۳ یـا ۴ اسـت. بـر اسـاس سـند RFC۲۹۸۸ مقدار K عدد ۴ در نظر گرفته شده است. پس داریم:

$$\boxed{T_{timeout} = t_{RTT}(new) + ۴ \times d_{RTT}(new)}$$

تخمین RTT:

$$\boxed{t_{RTT}(new) = \alpha\, t_{RTT}(old) + (۱-\alpha)\, T_n \quad ۰ < \alpha < ۱}$$

T_n: زمان رفت و برگشت اتفاق افتاده در مرحله‌ی n ام

α: نشان می‌دهد که نسبت به پدیده‌ی رفت و برگشت لحظه‌ای که الان اتفاق افتاده است برای T_n چه وزنی را نسبت به داده‌های قبلی قائل هستیم.

مثال: از شما می‌پرسند، معدل کل شما در ۶ ترم گذشته چند می‌شود؟

معدل این ترم ۱۶ و میانگین ۵ ترم گذشته ۱۵/۵.

$$\text{معدل کل} = \frac{۵}{۶} \times ۱۵/۵ + \frac{۱}{۶} \times ۱۶$$

چون اهمیت ترم ششم، $\frac{۱}{۶}$ است. بنابراین به این ترم نسبت به ۵ ترم گذشته وزن می‌دهیم.

توجه: هر چه α بیشتر باشد، اهمیت پدیده‌ی لحظه‌ای کمتر می‌شود.

☜ ***نکته:*** بر اساس RFC۲۹۸۸ معمولاً در پروتکل TCP، $\alpha = \frac{۷}{۸}$ در نظر گرفته می‌شود.

یعنی به پدیده قدیمی وزن $\frac{۷}{۸}$ و به پدیده جدید وزن $\frac{۱}{۸}$ می‌دهیم.

تخمین انحراف معیار

$$d_{RTT}(new) = \beta\, d_{RTT}(old) + (۱-\beta)\left[T_n - t_{RTT}(new)\right]$$

☜ ***نکته:*** بر اساس سند RFC۲۹۸۸ معمولاً در پروتکلTCP، $\beta = \frac{۳}{۴}$ در نظر گرفته می‌شود.

سؤال : برنامه کاربردی که می‌خواهد شروع به کار نماید باید همان لحظه‌ی اول زمان timeout اش را مشخص کند. در حالی که داده‌ای ارسال نکرده است، بنابراین زمان timeout به چـه صـورت تعیـین می‌شود؟ زیرا هنوز که ارسالی را در TCP انجام نداده‌ایم و واقعه‌ای اتفاق نیفتـاده اسـت، میـانگین و انحراف معیار وجود ندارد (چون هنوز داده‌ای وجود ندارد)

khalilifar.ir

پاسخ: در TCP، برای بار اول تخمین می‌زنند که زمان timeout چقدر باشد و بعد با هر بار ارسال داده و گرفتن ACK این تخمین را تصحیح می‌کنند تا به آن میانگین واقعی نزدیک شوند و بعد بر اساس آن، زمان رفت و برگشت را حساب می‌کنند.

توجه: هر چه واقعه بیشتر اتفاق بیفتد، تخمین دقیق‌تر می‌شود.
در واقع TCP، با یک t_{RTT} و d_{RTT} اولیه شروع به کار می‌کند. و بعد با هر ارسال و زمان دریافت ACK تخمینش را تصحیح می‌کند. بعد از ۸-۹ بار ارسال، تخمینش با واقعیت دارای اختلاف خیلی کمی است و زمان timeout مناسبی را تخمین می‌زند.
مطابق روابط محاسبه timeout داریم:

$$t_{RTT}(new)=\alpha\times t_{RTT}(old)+(1-\alpha)\times T_n \xrightarrow{\alpha=\frac{7}{8}}$$

$$t_{RTT}(new)=\frac{7}{8}\times 96\times\frac{1}{8}\times 120=99$$

$$d_{RTT}(new)=\beta\times d_{RTT}(old)+(1-\beta)\left[(t_n-t_{RTT}(new)\right]\xrightarrow{\beta=\frac{3}{4}}$$

$$d_{RTT}(new)=\frac{3}{4}\times 20+\frac{1}{4}\times 21=25$$

$$T_{time\,out}=t_{RTT}(new)+4\times d_{RTT}(new)=99+81=180$$

۲- گزینه (۳) صحیح است.

☜ ***نکته مهم:*** برنامه کاربردی داده‌ها را به صورت stream (جریانی از بایت‌ها) به TCP می‌دهد، TCP در مبدأ بافر ارسال دارد و هر موقع که برنامه کاربردی به آن داده داد، آن را بلافاصله ارسال نمی‌کند، بلکه در بافرش قرار می‌دهد تا به اندازه‌ی یک Segnent شود و بعد ارسال می‌کند. یک Headr به آن اضافه می‌کند و به IP می‌دهد. IP هم آن Segment را با یک بسته IP می‌فرستد و در شبکه عبور می‌دهد (از طریق لایه شبکه) تا به مقصد برسد. وقتی این بسته IP، به گره مقصد رسید IP، این Segment را به TCP می‌دهد. TCP با دیدن Header این سگمنت، تشخیص می‌دهد که این سگمنت متعلق به کدام برنامه کاربردی است.

روش‌های کنترل ازدحام

۱- پیش‌گیرانه (باز) : کنترل ورودی (پیش‌گیری از وقوع ازدحام) (open loop) در واقع اجازه‌ی وقوع ازدحام را نمی‌دهد.

برای پیش‌گیری : از روش Call Admission Control استفاده می‌شود، یعنی در این شبکه‌ها ابتدا کاربر درخواست ورود جریان ترافیکی‌اش را به شبکه می‌دهد (باید همراه درخواستش، مشخصه ترافیکی‌اش را هم بگوید که چه حجم ترافیک می‌خواهد وارد کند، نرخ ارسالش چقدر است) تا

khalilifar.ir

شبکه درخواستش را بررسی کند، در صورتی که این درخواست (اضافه شدن این جریان ترافیکی) باعث ایجاد ازدحام (Congestion) نشود. یعنی حتماً مسیری از مبدأ به مقصد وجود دارد که این ظرفیت ارسال را از خودش عبور دهد و ازدحام به وجود نیاید، با درخواست موافقت می‌گردد، در غیر اینصورت درخواست لغو می‌گردد. بنابراین در این روش از منابع شبکه به خوبی استفاده نمی‌گردد.

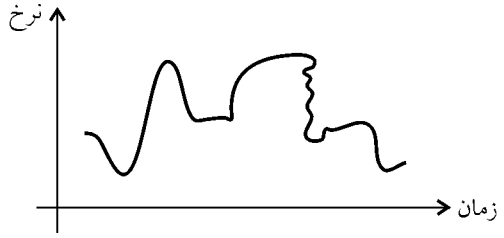
در واقع هر منبع برای ارسال داده در شبکه، باید از شبکه اجازه بگیرد، شبکه در این اجازه بررسی می‌کند که آیا congestion رخ می‌دهد یا نه؟

سؤالی که مطرح می‌شود، این است که CAC از چه طریقی تشخیص می‌دهد که ظرفیتی که کاربر می‌خواهد، وجود دارد یا نه؟

پاسخ را می‌توان در اطلاعات آماری شبکه جستجو کرد، اما آیا می‌توان شخصی که بنا به هر دلیلی مثل شانس و اقبال با رتبه‌ی ۱۰۰ در دانشگاه شریف قبول شده است بگوییم، هر سال این اتفاق می‌افتد؟ کار آماری کار سختی است، هنوز الگویی برای آن وجود ندارد، هر چند خیلی بر روی آن کار شده است، کوچ جمعیت به یک دانشگاه خاص الگوی خاصی ندارد!

جریان‌های ترافیکی موجود در شبکه، عمدتاً دارای نرخ ارسال متغیر هستند، یعنی از ابتدا که برقرار می‌شوند، نرخ ارسالشان ثابت نیست و با زمان تغییر می‌کند.

مثال: اگر خروجی اکثر برنامه‌های کاربردی کامپیوتری را monitor کنید، نرخ ارسالی که تولید می‌کنند یک نرخ ارسال متغیر با زمان است. (نرخ ارسال در واحد زمان کم و زیاد می‌شود.)



☜ ***نکته:*** ظرفیت لینک شبکه یک مقدار ثابت است و روی لینک، جریان‌های مختلف ترافیکی وجود دارد، که هر کدام از این جریان‌ها دارای نرخ بیت متغیر هستند.

حالا این CAC از کجا می‌فهمد که باید این جریان را اضافه کند یا نه؟

پاسخ: یک کار آماری انجام می‌شود و بر اساس آن، نتیجه گیری می‌کنند. (در واحد زمان) و به احتمال فراوان حاصل جمع اطلاعات آماری ایستگاه‌ها دقیق نخواهد بود چون مدام در حال تغییر است!

اگر حاصل جمع آماری دقیق نباشد:

۱- ازدحام ایجاد می‌شود، یعنی جریانی را که نباید بپذیرد، می‌پذیرد.

khalilifar.ir

۲- تلف کردن ظرفیت، یک جریانی را که می‌توانسته بپذیرد و ازدحام اتفاق نمی‌افتاده را نمی‌پذیرد!

Traffic Policing (در ورودی انجام می‌شود)

اگر کاربر آمد و تخلفی انجام داد، مثلاً bitrateاش را به شبکه ۲mbps اعلام کرده ولی شده ۲/۲mbps و شبکه بر اساس آن mbps ۲ گفته بود که ازدحام رخ نمی‌دهد ولی بر اساس ۲/۲mbps ممکن است ازدحام رخ بدهد، پس باید کاربر را کنترل کنیم، برای این کار واحدی به نام Traffic policing وجود دارد.

مانند پلیس راهنمایی و رانندگی که با متخلفین برخورد می‌کنند.

در واقع traffic policing روی ترافیکی که در حال عبور است، نظارت می‌کند و در صورتی که تخلفی مشاهده کرد وارد عمل می‌شود، در صورتی که تخلفی نباشد، هیچ سرباری ایجاد نمی‌کند و packet هایی که درست کار می‌کنند و آن توافق ترافیکی را رعایت می‌کنند کاری ندارد.

نحوه برخورد Traffic Policing

۱- سخت‌گیرانه: حذف ترافیک اضافه و بازگشت به ترافیک توافق شده در نتیجه ازدحام در شبکه ایجاد نمی‌شود.

۲- تدبیرگرانه: عدم حذف ترافیک اضافه و نصب بر چسب tag (برگه‌ی جریمه) بر روی Packetهای اضافه، و بعد به Packet می‌گوید برو، اما به او می‌گوییم هرجا در گره‌ای ازدحام رخ داد، بسته‌هایی که tag خوردند، در آن گره را حذف می‌کنیم.

توجه: نمی‌توان این بسته‌هایی که tag خوردند را نگه داشت و بعداً ارسال کنیم، چون جا نداریم خود ازدحام به دلیل پر بودن بافرها و نداشتن ظرفیت رخ داده است.

راه حل تدبیرگرانه، بهتر است چون احتمال دارد بسته‌هایی که tag خورده‌اند، به مقدارشان به مقصد برسند و بدون اینکه ازدحام رخ دهد.

پس دو ماژول در گره‌های شبکه وجود دارد:

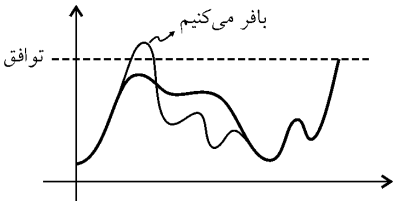
۱- CAC : برای پذیرش ارتباط، محتاط عمل می‌کند به طوری که وقتی پذیرش داد، احتمال وقوع ازدحام در شبکه نباشد.

۲- traffic policing : بعد از اینکه یک مکالمه (ارتباطی) برقرار می‌شود، ترافیک آن مکالمه تحت نظارت و کنترل قرار می‌گیرد که اگر تخلفی کرد با آن برخورد شود.

Traffic shaping (در خروجی انجام می‌شود)

کاربر می‌داند که اگر ترافیک بالاتر از توافق تولید کند، ممکن است ترافیک اضافه‌اش توسط Traffic policing حذف گردد. پس بهتر است، ترافیکش را خودش کنترل کند و طبق توافق پیش رود، تا تخلفی برایش از دید شبکه ثبت نشود.

khalilifar.ir



توجه: کاربر حداکثر نرخ ارسالش را ۲mbps اعلام کرده است ولی الان که دارد ترافیکش را تولید می‌کند، می‌بیند که شده ۲/۲mbps، ۰/۲ را خودش در مبدأ بافر می‌کند و در زمانی که نرخ ترافیکش پایین آمد، آن را می‌فرستد.

توجه: به این کاری که کاربر انجام داده است Traffic shaping گفته می‌شود. یعنی شکل‌دهی ترافیک در جهتی که ترافیک به آن شکل مورد توافق در بیاید. کاربر و شبکه دو موجودیت مستقل‌اند:

شبکه: traffic policing انجام می‌دهد.

کاربر، traffic shaping انجام می‌دهد.

توجه: شبکه اصلاً نمی‌داند که کاربر، Traffic shaping انجام می‌دهد یا نه، برای همین همیشه نظارت و traffic policing را انجام می‌دهد.

پلیس نمی‌داند که ما آدم‌هایی هستیم که تخلف می‌کنیم یا نه، چون ممکن است آدم‌هایی باشند که تخلف می‌کنند، بنابراین پلیس همیشه لازم است.

☜ ***نکته:*** traffic shaping، همیشه باعث افزایش تأخیر می‌شود، این افزایش تأخیر می‌تواند باعث بر هم زدن کیفیت سرویس کاربر شود.

پس: در شبکه‌هایی که کنترل ازدحام ، به روش Open Loop (پیشگیرانه) انجام می‌شود، از تمامی ظرفیت شبکه نمی‌توان استفاده کرد.

توجه: روش پیشگیرانه در شبکه‌ی اینترنت استفاده نمی‌شود. شبکه‌های اینترنت برای کنترل ازدحام، از روش‌های واکنشی استفاده می‌کنند.

۲- واکنشی (بسته) (اصلاح ورود به جای کنترل ورودی)

از ابتدا جلوی ازدحام را نمی‌گیریم، بعد از رخ دادن ازدحام، واکنش نشان می‌دهیم و آن را کنترل می‌کنیم.

از ارسال ایستگاهی جلوگیری نمی‌کنیم و آزادانه به هر ایستگاه در هر زمانی این اجازه داده شده است که هر چقدر ترافیک دارد، داده وارد شبکه کند. اما در صورت وقوع ازدحام، واکنش نشان می‌دهیم، در این واکنش به همه‌ی منابع می‌گوییم که از حجم ارسال داده‌شان کم (اصلاح ورودی) کنند البته به میزانی کم کنند تا ازدحام کم شود.

khalilifar.ir

☜ ***نکته:*** در این روش نیازی به اجازه گرفتن از کسی نیست ولی این کنترل می‌شود که منابع به طور دائم از شبکه Feedback بگیرند که آیا در داخل شبکه ازدحام برای این جریان ترافیکی رخ داده است یا نه.

– اگر رخ نداده است، حتی می‌تواند نرخ بیتش را بالاتر هم ببرد.

– اگر رخ داده باشد، ناچار است نرخ بیتش را پایین بیاورد تا شبکه از ازدحام خارج شود.

نتیجه اینکه حلقه بازخورد (Feedback) از جمله ویژگی‌های روش کنترل ازدحام حلقه بسته یا واکنشی است، پس گزینه سوم نادرست است.

۳- گزینه (۱) صحیح است.

ابتدا در این سؤال باید توجه داشت که منظور طراح Timeout نیست و تنها یک بسته به مقصد نرسیده است و با توجه به اینکه در RCP Reno پس از وقوع چنین رخدادی ابتدا اندازه آستانه ازدحام برابر با نصف اندازه پنجره کنونی می‌شود و سپس اندازه پنجره ارسال نصف می‌شود و با توجه به اینکه در آغاز ارسال پنجره ازدحام برابر ۴ است می‌توان این سؤال را اینگونه حل کرد که بررسی کنیم در هر ارسال کدام بسته‌ها ارسال شده‌اند و با این شرایط ارسال ۳۲ بسته چه زمانی طول می‌کشد، در ادامه اندازه پنجره ارسال و بسته‌های دریافت شده توسط گیرنده در هر ارسال را نشان می‌دهیم:

اندازه پنجره ارسال :	۱	۲	۴	۵	۶	۷	۸	۴	۵	
آخرین بسته دریافت شده :	۱	۳	۷	۱۲	۱۸	۲۵	۲۶	۳۰	۳۲	

با توجه به توضیحات و روند فوق برای ارسال ۳۲ بسته ۹ زمان رفت و برگشت (RTT) صرف خواهد شد.

۴- گزینه (۱) صحیح است.

روش بازگشت به N سگمنت قبلی (Go-Back-N)

در این روش فرستنده بسته‌های(سگمنت‌های) داده را پشت سرهم و به طور پیوسته و به ترتیب شماره ترتیب (Sequence Number) به سمت گیرنده ارسال می‌کند. گیرنده نیز با دریافت هر کدام از سگمنت‌های داده، یک سگمنت ACK با شماره تصدیق (Acknowledge Number) مربوطه برای فرستنده ارسال می‌کند. فیلد شماره تصدیق (Acknowledge Number) درون سگمنت ACK شماره سگمنت بعدی را که فرستنده باید ارسال کند را به فرستنده می‌گوید. سگمنت ACK ارسال شده از گیرنده به سمت فرستنده برای فرستنده به این معنی است که سگمنت داده قبلی را درست و کامل دریافت کرده‌ام و منتظر دریافت سگمنت بعدی هستم. در صورتی که فرستنده سگمنت ACK مربوط به سگمنت داده ارسالی خود را دریافت نکند در روش Go-Back-N به

khalilifar.ir

عقب بر می‌گردد و سگمنت داده‌ای که سگمنت ACK آن توسط فرستنده دریافت نشده است و تمام سگمنت‌های بعد از آن را یک بار دیگر ارسال می‌نماید.

به عبارت دیگر در روش Go-Back-N، اگر سگمنتی در مسیر loss شود، هیچ یک از سگمنت‌های با شماره ترتیب بعد از سگمنت loss شده، در مقصد پذیرش نمی‌شوند و همگی نامعتبر تلقی می‌شوند، بنابراین فرستنده پس از کشف رویداد loss، خود سگمنت loss شده و همه سگمنت‌های با شماره ترتیب بعد از آنرا مجددا ارسال می‌کند.

توجه: هر دایره‌ی مطرح شده روی شکل صورت سوال، نشانه‌ی یک سگمنت است، دایره‌های سیاه معرف سگمنت‌هایی هستند که به کامپیوتر مقصد نرسیده‌اند و دایره‌های سفید معرف سگمنت‌هایی هستند که به کامپیوتر مقصد رسیده‌اند.

توجه: در ارتباط با پروتکل TCP در لایه‌ی انتقال، پروتکل TCP تابع و وظیفه‌ی کنترل ازدحام را دارد که الگوریتم این وظیفه به فرم‌هایی نظیر TCP TAHOE و TCP RENO وجود دارد، با توجه به شکل صورت سوال، الگوریتم کنترل ازدحام ارتباط TCP مطرح شده به صورت TCP RENO است.

دور هفتم فرستنده ۸ سگمنت داده ارسال می‌کند و از آنجا که سگمنت ۳۰ از دست می‌رود (loss) و به دست گیرنده نمی‌رسد، پس گیرنده (۱–۸) یعنی ۷ سگمنت ACK تولید می‌کند که به دست فرستنده می‌رسد.

و در **دور هشتم** فرستنده سگمنت‌های داده **۳۰، ۳۱، ۳۲** و **۳۳** را مجددا ارسال می‌کند، یعنی فرستنده ۴ سگمنت داده را مجددا ارسال می‌کند و گیرنده نیز ۴ سگمنت ACK تولید می‌کند که به دست فرستنده می‌رسد.

بنابراین مطابق روابط زیر داریم:

$$\text{Segment}_{\text{Data}} = \text{Segment}_{\text{Data:۷}} + \text{Segment}_{\text{Data:۸}} = ۸ + ۴ = ۱۲$$

$$\text{Segment}_{\text{ACK}} = \text{Segment}_{\text{ACK:۷}} + \text{Segment}_{\text{ACK:۸}} = (۸ - ۱) + ۴ = ۷ + ۴ = ۱۱$$

نتیجه اینکه مطابق فرض سوال، سگمنت‌های ۳۱، ۳۲ و ۳۳ در مجموع دور هفتم و هشتم یعنی ۳ سگمنت دوبار ارسال شده‌اند و دوبار هم به مقصد رسیده‌اند یعنی بیش از یک بار به کامپیوتر ۲ می‌رسند.

توجه: دقت کنید که سگمنت‌های loss شده، بیش از یکبار توسط فرستنده ارسال می‌شوند، اما بیش از یکبار توسط گیرنده دریافت نمی‌شوند.

دور شانزدهم فرستنده ۱۰ سگمنت داده ارسال می‌کند و از آنجا که سگمنت ۹۴ از دست می‌رود (loss) و به دست گیرنده نمی‌رسد، پس گیرنده (۱–۱۰) یعنی ۹ سگمنت ACK تولید می‌کند که به دست فرستنده می‌رسد.

khalilifar.ir

و در **دور هفدهم** فرستنده سگمنت‌های داده ۹۴، **۹۵، ۹۶، ۹۷ و ۹۸** را مجددا ارسال می‌کند، یعنی فرستنده ۵ سگمنت داده را مجددا ارسال می‌کند اما بازهم سگمنت ۹۴ از دست می‌رود (loss) و به دست گیرنده نمی‌رسد، پس گیرنده (۱-۵) یعنی ۴ سگمنت ACK تولید می‌کند که به دست فرستنده می‌رسد.

و در **دور هجدهم** فرستنده سگمنت‌های داده **۹۴** و **۹۵** را مجددا ارسال می‌کند، یعنی فرستنده ۲ سگمنت داده را مجددا ارسال می‌کند و گیرنده نیز ۲ سگمنت ACK تولید می‌کند که به دست فرستنده می‌رسد.

و در **دور نوزدهم** فرستنده سگمنت‌های داده **۹۶** و **۹۷ و ۹۸** را مجددا ارسال می‌کند، یعنی فرستنده ۳ سگمنت داده را مجددا ارسال می‌کند و گیرنده نیز ۳ سگمنت ACK تولید می‌کند که به دست فرستنده می‌رسد.

بنابراین مطابق روابط زیر داریم:

$$\text{Segment}_{\text{Data}} = \text{Segment}_{\text{Data:۱۶}} + \text{Segment}_{\text{Data:۱۷}} + \text{Segment}_{\text{Data:۱۸}} + \text{Segment}_{\text{Data:۱۹}} =$$
$$\rightarrow ۱۰ + ۵ + ۲ + ۳ = ۲۰$$

$$\text{Segment}_{\text{ACK}} = \text{Segment}_{\text{ACK:۱۶}} + \text{Segment}_{\text{ACK:۱۷}} + \text{Segment}_{\text{ACK:۱۸}} + \text{Segment}_{\text{ACK:۱۹}} =$$
$$\rightarrow (۱۰-۱) + (۵-۱) + ۲ + ۳ = ۹ + ۴ + ۲ + ۳ = ۱۸$$

نتیجه اینکه مطابق فرض سوال، سگمنت‌های ۹۵، ۹۶، ۹۷ و ۹۸ در مجموع دور شانزدهم، هفدهم، هجدهم و نوزدهم یعنی ۴ سگمنت سه بار ارسال شده‌اند و سه‌بار هم به مقصد رسیده‌اند یعنی بیش از یک بار به کامپیوتر ۲ می‌رسند.

توجه: دقت کنید که سگمنت‌های loss شده، بیش از یکبار توسط فرستنده ارسال می‌شوند، اما بیش از یکبار توسط گیرنده دریافت نمی‌شوند.

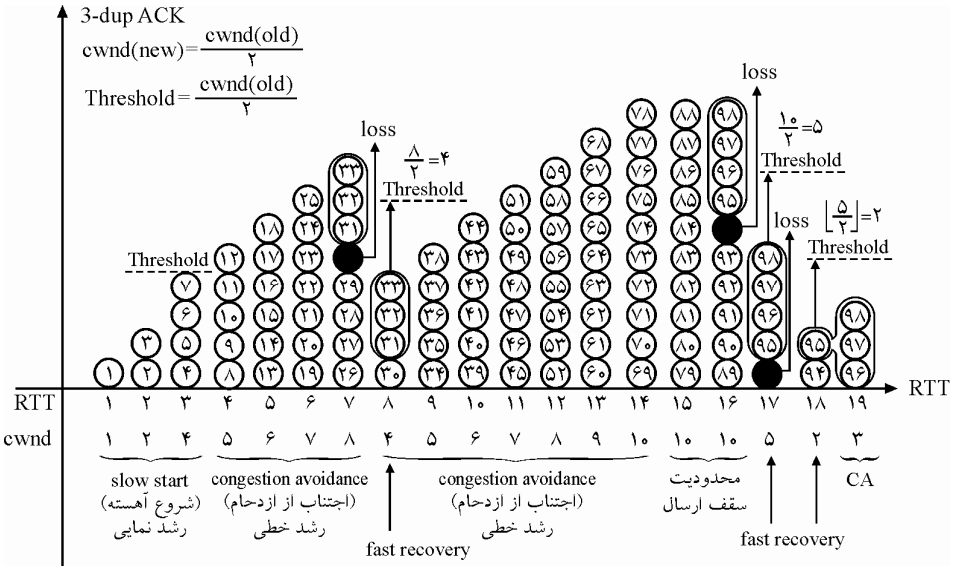
نتیجه نهایی اینکه سگمنت‌های ۳۱، ۳۲ و ۳۳ در مجموع دور هفتم و هشتم یعنی ۳ سگمنت دوبار ارسال شده‌اند و دوبار هم به مقصد رسیده‌اند یعنی بیش از یک بار به کامپیوتر ۲ می‌رسند. و همچنین سگمنت‌های ۹۵، ۹۶، ۹۷ و ۹۸ در مجموع بار شانزدهم، هفدهم، هجدهم و نوزدهم یعنی ۴ سگمنت سه بار ارسال شده‌اند و سه‌بار هم به مقصد رسیده‌اند یعنی بیش از یک بار به کامپیوتر ۲ می‌رسند.

بنابراین داریم:

$$۳ + ۴ = ۷$$

شکل زیر گویای مطلب است:

khalilifar.ir



۵- گزینه (۱) صحیح است.

توجه: در لایه‌ی انتقال، پروتکل TCP وظیفه‌ی کنترل ازدحام را بر عهده دارد که الگوریتم‌های این وظیفه به فرم‌هایی نظیر TCP TAHOE و TCP RENO وجود دارد، با توجه به صورت سوال، الگوریتم کنترل ازدحام ارتباط TCP مطرح شده به صورت TCP RENO است.

توجه: اتصال TCP Connection در سه‌گام یعنی (۱) فاز برقراری اتصال (3-way handshaking)، (۲) فاز تبادل داده و (۳) فاز رهاسازی اتصال انجام می‌گردد. که در ادامه به بررسی فاز برقراری اتصال (3-way handshaking) می‌پردازیم:

فاز برقراری اتصال (3-way handshaking)

برای ایجاد TCP Connection ، سه پیغام TCP رد و بدل می‌شود که به آن 3-way handshaking (دست‌تکاندهی سه طرفه) نیز گفته می‌شود.

مراحل فاز برقراری اتصال به صورت زیر است:

۱) ابتدا Clinet، درخواست برقراری Connection را به Server می‌دهد. **(SYN = ۱)**

۲) Server یک ACK به Client ارسال می‌کند یعنی می‌پذیرد که Connection سمت Client به سمت Server باز شود. همچنین Server علاوه بر ACK یک درخواست ایجاد Connection از سمت Server به Client هم می‌فرستد. **(ACK = ۱, SYN = ۱)**

توجه: Server ACK و درخواست ایجاد Connection هر دو با هم از طرف Server در قالب یک پیام به سمت Client ارسال می‌گردد.

khalilifar.ir

توجه: وقتی Client، ACK را از Server گرفت، Connection سمت Client به Server باز می‌شود، پس Client می‌تواند داده و درخواست بفرستد. Client این اختیار را دارد که همراه ACK، داده و درخواست هم بفرستد.

۳) Client یک ACK به Server ارسال می‌کند یعنی می‌پذیرد که Connection سمت Server به سمت Client باز شود. (ACK = ۱)

توجه: وقتی Server، ACK را از Client گرفت، Connection سمت Server به Client باز می‌شود، پس Server می‌تواند داده و درخواست بفرستد.

توجه: TCP، Connectionهایش دو طرفه است، یعنی هم از سمت Client به سمت Server یک Connection ایجاد می‌کند و هم از سمت Server به سمت Client یک Connection ایجاد می‌کند.

توجه: تا این سه پیغام رد و بدل نشوند. Connection بین Client و Server ایجاد نشده است، به این سه پیغام در TCP اصطلاحاً 3-way handshaking گفته می‌شود. به معنی دست‌تکان‌دهی سه طرفه، در واقع با این کار، دو گره دارند عمل خوشامدگویی انجام می‌دهند و سپس Connection به شکل دو طرفه برقرار می‌شود.

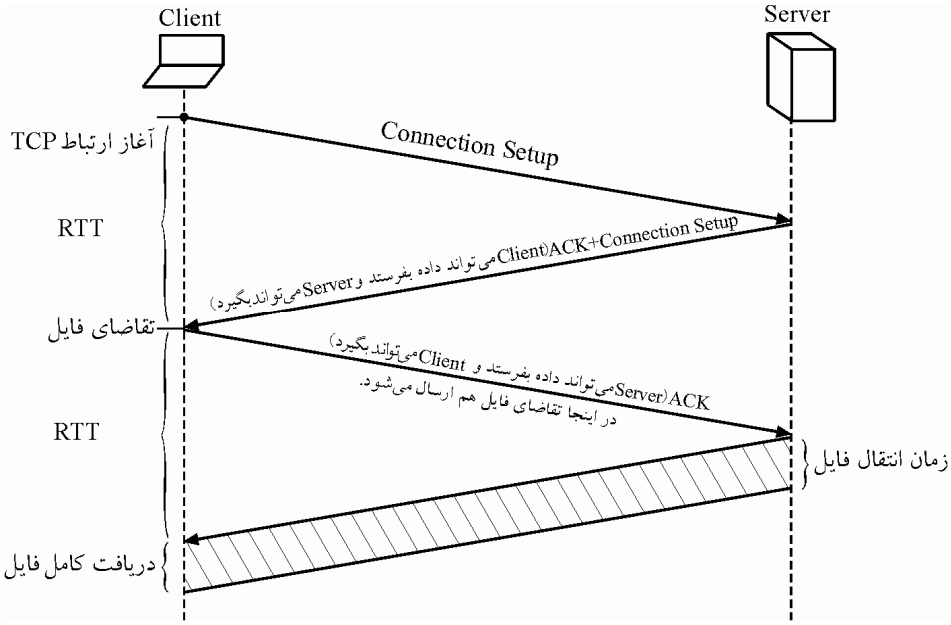
مثال: مثلاً شما وقتی دوستتان را ببینید برای باز کردن سر صحبت یک سری تعارفات اولیه انجام می‌دهید: سلام، ... ، دست دادن ... این‌ها که گفتیم برای فاز برقراری اتصال بود.

توجه: پس حداقل یک زمان رفت و برگشت طول می‌کشد تا Client بتواند یک request مربوط به درخواست و دریافت فایل مورد نظر را بدهد. البته اگر request اش را همراه ACK بدهد، که معمولا به این صورت است. به این زمان رفت و برگشت اصطلاحا RTT یا Round Trip Time گفته می‌شود.

توجه: این تأخیر RTT از موقعی که Client یک request به Server می‌دهد تا ACK آن را دریافت کند یعنی Connection برقرار شود، یا از موقعی که یک پیغام می‌دهد تا جواب آن را بگیرد، شامل تمام تأخیرهای شبکه است، تأخیر انتقال (T_F)، تأخیر انتشار (T_{Prop})، تأخیر صف (T_{queue})، تأخیر پردازش ($T_{process}$).

توجه: پس از آنکه فاز برقراری اتصال (3-way handshaking) انجام شد، یعنی Connection سمت Client به Server باز شد. آنگاه نوبت به ارسال request به معنی درخواست و دریافت فایل مورد نظر از سمت Client به Server می‌رسد. شکل زیر گویای مطلب می‌باشد:

khalilifar.ir



در صورت سوال گفته شده است که فرض کنید که بین یک سرور و کلاینت یک ارتباط TCP برقرار شده و کلاینت درخواست فایلی را به سرور می‌فرستد و سپس سرور فایل را برای کلاینت ارسال می‌کند. سرور فایل را به صورت ۲۰ بسته ۵۰۰ بایتی ارسال می‌کند. زمان رفت و برگشت بین کلاینت و سرور $RTT = ۶۰\ msec$ است. پهنای باند ارسال سرور ۴۰۰/۰۰۰ بیت بر ثانیه است. از زمانی که کلاینت درخواست خود را ارسال می‌کند تا وقتی فایل را کاملاً دریافت می‌کند چند ثانیه طول می‌کشد؟ (TCP Reno فعال بوده و هیچ بسته‌ای دچار مشکل نمی‌شود.)

توجه: در صورت سوال فرض شده است که بین client و Server یک ارتباط TCP برقرار شده است.

داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$L_{File} = ۵۰۰\ Byte$

$R = ۴\times۱۰^{۵}\ bps,\ RTT = ۶۰ms$

$Cardinality(File) = ۲۰$

توجه: در صورت سوال مواردی همچون فاز کنونی TCP Reno مثل Slow Start، Congestion Avoidance و Fast Recovery، مقدار cwnd اولیه، مقدار MSS و مقدار نقطه آستانه Threshold به وضوح و دقت بیان نشده‌است. بنابراین فرض می‌کنیم که به طور روال معمول شروع از همان Slow Start بوده است و به تبع چون شروع از Slow Start است، پس مقدار cwnd اولیه نیز همان یک خواهد بود. همچنین فرض می‌کنیم اندازه‌ی هر بسته مطرح شده در صورت سوال برابر یک MSS باشد، یعنی هر بسته در یک MSS ارسال شود. مقدار نقطه آستانه

khalilifar.ir

Threshold یا ssthresh هم بدون سقف و نامحدود در نظر می‌گیریم. همچنین در صورت سوال مطرح شده است که هیچ بسته‌ای دچار مشکل و مساله نمی‌شود یعنی loss نمی‌شود، بنابراین این نتیجه حاصل می‌شود که همه‌ی ACKها به فرستنده رسیده‌اند.

با توجه به مفروضات در نظر گرفته شده، جدول زیر را خواهیم داشت:

	cwnd	RTT (دوره)	شماره بسته‌ها	کل
slow start (شروع آهسته) رشد نمایی	۱	۱	۱	۱
	۲	۲	۳ , ۲	۳
	۴	۳	۷ ,۶ ,۵ ,۴	۷
	۸	۴	۱۵ ,۱۴ ,۱۳ ,۱۲ ,۱۱ ,۱۰ ,۹ ,۸	۱۵
	۱۶	۵	۲۰ ,۱۹ ,۱۸ ,۱۷ ,۱۶	۲۰

در دور **اول** فرستنده ۱ سگمنت داده ارسال می‌کند یعنی بسته شماره ۱ و گیرنده نیز ۱ سگمنت ACK تولید می‌کند که به دست فرستنده می‌رسد.

توجه: دقت کنید که در صورت سوال مطرح شده است که هیچ بسته‌ای دچار مشکل و مساله نمی‌شود یعنی loss نمی‌شود، بنابراین این نتیجه حاصل می‌شود که همه‌ی ACKها به فرستنده می‌رسند.

در دور **دوم** فرستنده ۲ سگمنت داده ارسال می‌کند یعنی بسته‌های شماره ۲ و ۳ و گیرنده نیز ۲ سگمنت ACK تولید می‌کند که به دست فرستنده می‌رسد.

در دور **سوم** فرستنده ۴ سگمنت داده ارسال می‌کند یعنی بسته‌های شماره ۴، ۵،۶ و ۷ و گیرنده نیز ۴ سگمنت ACK تولید می‌کند که به دست فرستنده می‌رسد.

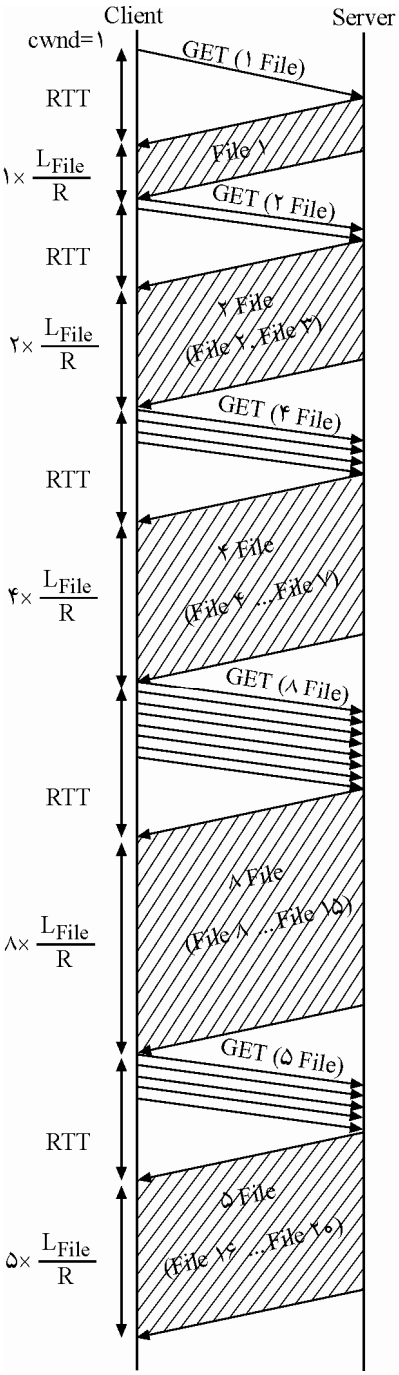
در دور **چهارم** فرستنده ۸ سگمنت داده ارسال می‌کند یعنی بسته‌های شماره ۸، ۹، ۱۰، ۱۱، ۱۲، ۱۳، ۱۴ و ۱۵ و گیرنده نیز ۸ سگمنت ACK تولید می‌کند که به دست فرستنده می‌رسد.

در دور **پنجم با توجه به بسته‌های باقی‌مانده** فرستنده ۵ سگمنت داده ارسال می‌کند یعنی بسته‌های شماره ۱۶، ۱۷، ۱۸، ۱۹ و ۲۰ و گیرنده نیز ۵ سگمنت ACK تولید می‌کند که به دست فرستنده می‌رسد. هرچند که با توجه به ظرفیت cwnd توانایی ارسال ۱۶ سگمنت داده نیز بود.

نتیجه اینکه در حالت کلی ۲۰ سگمنت داده توسط فرستنده ارسال شده است و ۲۰ سگمنت ACK نیز توسط گیرنده دریافت شده است.

khalilifar.ir

شکل مقابل نیز گویای مطلب است:



بر اساس شکل فوق رابطه‌ی زیر برقرار است:

$$T_{Total} = [(۵ \times RTT)] + [۲۰ \times (T_{File})]$$

T_{File} از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_{File} = \frac{L_{File}}{R}$$

T_{File}، زمان انتقال File به داخل کانال انتقال است.
که L_{File} برابر اندازه File و R برابر نرخ انتقال کانال می‌باشد.

که پس از جایگذاری اولیه رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$T_{Total} = [(۵ \times ۶۰)] + \left[۲۰ \times \left(\frac{۵۰۰ \times ۸}{۴ \times ۱۰^{۵}} \times ۱۰^{3}\right)\right]$$

پس از جایگذاری نهایی رابطه زیر را خواهیم داشت:

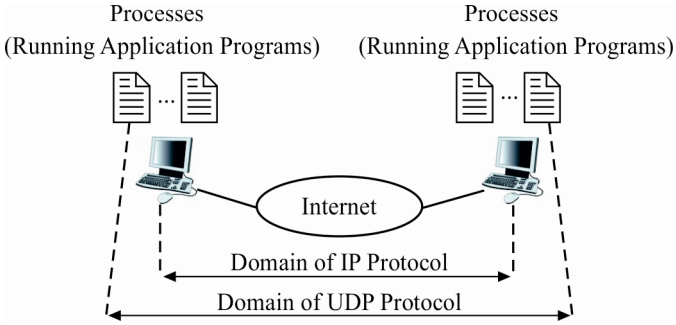
$$T_{Total} = [۳۰۰] + [۲۰۰] = ۵۰۰ \text{ ms} = \frac{۵۰۰}{۱۰^{۳}} = ۰/۵ \text{s}$$

توجه: سازمان سنجش آموزش کشور، در کلید اولیه و نهایی خود، گزینه اول را به عنوان پاسخ اعلام کرده بود. که متاسفانه پاسخ درست این سوال در گزینه‌ها نیست.

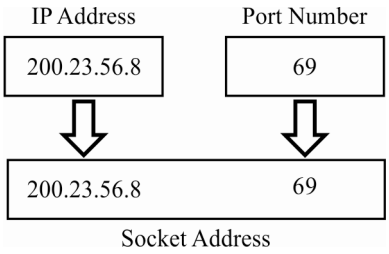
khalilifar.ir

۶- گزینه (۴) صحیح است.

توجه: پروتکل IP توسط آدرس IP در لایه شبکه ارتباط ماشین به ماشین (Host to Host) را برقرار می‌کند و پروتکل‌های TCP و UDP توسط شماره Port در لایه انتقال ارتباط فرآیند به فرآیند یا انتها به انتها (end to end یا process to process) را برقرار می‌کنند. با استفاده از آدرس IP ماشین محلی و ماشین دوردست، مشخص می‌شود. آدرس IP و شماره Port، در انتخاب مقصد نهایی داده، نقش‌های مختلفی را ایفا می‌کنند، آدرس IP مقصد، یک کامپیوتر را مابین همه کامپیوترهای دنیا، مشخص می‌کند. بعد از آنکه کامپیوتر مشخص شد، شماره پورت، یکی از برنامه‌هایی که روی این کامپیوتر خاص درحال اجرا است را مشخص می‌کند. شکل زیر گویای مطلب است:



توجه: آدرس سوکت (Socket Address) از ترکیب یک آدرس IP و یک شماره Port بدست می‌آید. آدرس سوکت سمت Client، به طور منحصر به فردی Client را مشخص می‌کند و آدرس سوکت سمت Server، به طور منحصر به فردی، Server را مشخص می‌کند. شکل زیر گویای مطلب است:



پروتکل UDP

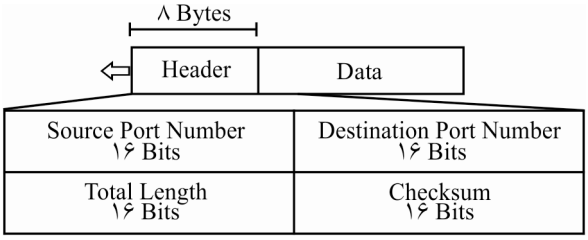
پروتکل UDP یک پروتکل فاقد اتصال (Connectionless) و غیر قابل اطمینان لایه انتقال است. با هر نقیصه‌ای، فایده‌ای نیز همراه است. UDP یک پروتکل بسیار ساده با حداقل اطلاعات بالاسری است. اگر برنامه‌ای بخواهد پیغام کوچکی را ارسال نماید و توجه چندانی به قابلیت

khalilifar.ir

اطمینان نیز نداشته باشد، می‌تواند از UDP استفاده کند. در ارسال پیغام‌های کوچک، عملیات متقابل لازم بین فرستنده و گیرنده برای UDP، کمتر از TCP است. برای استفاده از سرویس‌های UDP، به یک جفت آدرس سوکت نیاز داریم، آدرس سوکت سمت Client و آدرس سوکت سمت Server، این چهار تکه اطلاعات، بخشی از هدر IP و هدر UDP هستند. هدر IP حاوی آدرس‌های IP و هدر UDP حاوی شماره Portها است.

توجه: واحدهای دیتای UDP که با نام دیتاگرام‌های کاربر (user datagrams) موسومند، هدری به طول ثابت ۸ بایت دارند.

هدر دیتاگرام UDP از چهار فیلد زیر ساخته شده است:



Source port number: شماره پورت مبدا

این شماره پورتی است که برنامه درحال اجرا روی ماشین مبدا از آن استفاده می‌کند. طول آن ۱۶ بیت است و لذا شماره پورت می‌تواند عددی از ۰ تا ۶۵۵۳۵ باشد. اگر ماشین مبدا، سرویس گیرنده‌ای باشد که درخواستی را ارسال کرده است، شماره پورت در اکثر حالات، یک شماره پورت موقتی خواهد بود که برنامه سرویس گیرنده آنرا درخواست کرده است و نرم افزار UDP ای که روی ماشین مبدا درحال اجراست، آن شماره پورت را برایش انتخاب کرده است.

Destination port number: شماره پورت مقصد

این شماره پورتی است که برنامه درحال اجرا روی ماشین مقصد از آن استفاده می‌کند. طول آن نیز ۱۶ بیت است. اگر ماشین مقصد، یک سرور باشد، شماره پورت در اکثر حالات، یک شماره پورت کاملا شناخته شده است. پورت‌های کاملا شناخته شده در بازه ۰ تا ۱۰۲۳ یعنی از ۱۰۲۴ کوچکتر قرار دارند.

Total length: کل طول

این یک فیلد ۱۶ بیتی است که کل طول دیتاگرام کاربر شامل هدر و دیتا را نشان می‌دهد. ۱۶ بیت می‌تواند کل طول از ۰ تا ۶۵۵۳۵ بایت را نشان دهد. با این حال، کل طول باید خیلی کوچکتر باشد زیرا که یک دیتاگرام UDP، در یک بسته IP حمل می‌شود که طول آن باید از ۶۵۵۳۵ بایت کمتر باشد.

khalilifar.ir

فیلد total length در دیتاگرام UDP واقعا مورد نیاز نیست. یک دیتاگرام UDP در یک بسته IP کپسول‌بندی می‌شود. فیلدی در بسته IP وجود دارد که کل طول بسته IP را نشان می‌دهد. فیلد دیگری در بسته IP وجود دارد که طول هدر بسته IP را نشان می‌دهد. بنابراین اگر طول هدر بسته IP را از کل طول بسته IP کم کنیم، می‌توانیم طول دیتاگرام UDP که در بسته IP کپسول‌بندی شده است را بدست آوریم.

طول هدر IP – کل طول IP = طول UDP

با این حال، طراحان پروتکل UDP احساس کردند که اگر پروتکل UDP مقصد، طول UDP را از اطلاعات موجود در هدر دیتاگرام UDP استخراج کند، کارآمدتر از درخواست آن از نرم افزار IP است. باید به خاطر بسپاریم وقتی که نرم افزار IP، دیتاگرام UDP را به پروتکل UDP تحویل می‌دهد، ابتدا هدر IP را حذف می‌کند و سپس آنچه باقی می‌ماند را به پروتکل UDP تحویل می‌دهد. پس طول آنچه که به پروتکل IP تحویل داده می‌شود نیز معرف کل طول دیتاگرام UDP است.

Checksum: جمع آزما

از این فیلد برای آشکارسازی خطای کل دیتاگرام UDP (هدر و دیتا) استفاده می‌شود.

توجه: همانطور که قبلا گفتیم UDP یک سرویس فاقد اتصال (Connectionless service) را فراهم می‌نماید. معنی آن این است که هر دیتاگرام ارسالی توسط UDP، مستقل از سایر دیتاگرام‌ها است. حتی اگر دیتاگرام‌های UDP از یک برنامه مبدا مشابه سرچشمه بگیرند و به سمت یک برنامه مقصد مشابه حرکت کنند، هیچ رابطه‌ای بین آنها وجود ندارد. یعنی در مفهوم UDP ما دیتاگرام‌های سریالی مرتبط با یک داده حجیم مرتبط با یک برنامه خاص را نداریم. در واقع دیتاگرام‌های UDP شماره‌گذاری نمی‌شوند. همچنین بر خلاف TCP، نه اتصالی برقرار می‌شود و نه اتصالی خاتمه می‌یابد.

توجه: یکی از پیامدهای فاقد اتصال بودن برای برنامه‌ای که از UDP استفاده می‌کند، این است نمی‌تواند دنباله پیوسته‌ای از دیتا را به UDP بدهد و از UDP انتظار داشته باشد که آنرا به دیتاگرام‌های متعدد مرتبط و سریالی باهم تفکیک و سگمنت سگمنت کند، بلکه هر پیغامی که برای ارسال به UDP تحویل داده می‌شود باید به اندازه‌ای کوچک باشد که در یک دیتاگرام UDP جا شود. بنابراین فقط برنامه‌هایی که پیغام‌های کوتاه ارسال می‌کنند می‌توانند از UDP استفاده کنند.

توجه: پروتکل UDP یک پروتکل بسیار ساده و غیرقابل اطمینان است. UDP مکانیزمی برای کنترل جریان ندارد و لذا از پنجره کنترل جریان استفاده نمی‌کند. بنابراین ممکن است گیرنده از پیغام‌های دریافتی لبریز گردد.

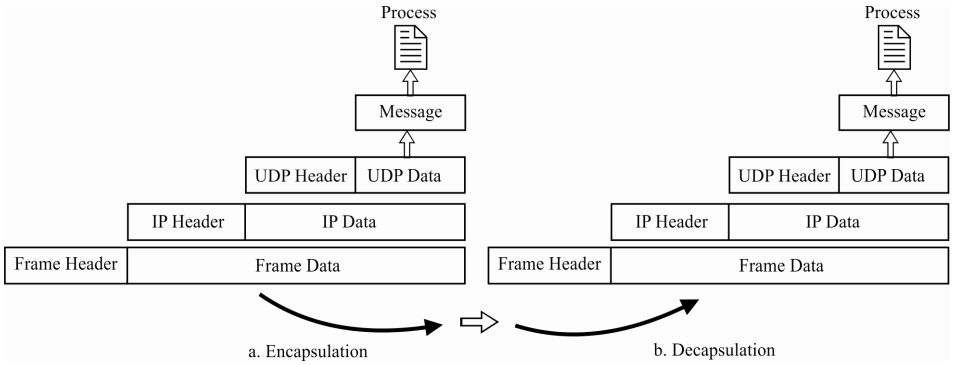
توجه: پروتکل UDP برای کاربردی مفید است که به مخابره ساده درخواست- پاسخ (request-response) نیاز داشته باشد و توجه چندانی نیز به کنترل خطا و کنترل جریان نکند.

khalilifar.ir

معمولا UDP برای پروتکلی مانند FTP که می‌خواهد حجم زیادی از دیتا را ارسال کند، مناسب نیست.

توجه: پروتکل UDP بجز checkum فاقد هرگونه مکانیزم دیگری برای کنترل خطاست و لذا فرستنده نمی‌فهمد که آیا پیغام ارسالی او، گم شده و یا در شبکه، تکرار شده است. وقتی که گیرنده به کمک محاسبه checksum متوجه بروز خطایی می‌شود، صرفا دیتاگرام دریافتی را دور می‌اندازد. فقدان مکانیزم‌های کنترل خطا و کنترل جریان به این معنی است که برنامه استفاده کننده از UDP، باید خودش چنین مکانیزم‌هایی را فراهم نماید.

توجه: برای ارسال پیغامی از یک برنامه به برنامه دیگر، پروتکل UDP فرستنده، پیغام را کپسوله‌بندی می‌کند و پروتکل UDP گیرنده، آنرا از کپسول، خارج می‌کند. شکل زیر گویای مطلب است:



توجه: وقتی که برنامه‌ای، پیغامی برای ارسال از طریق UDP دارد، پیغام را به همراه یک جفت آدرس سوکت و نیز طول دیتا، به نرم افزار UDP می‌دهد. نرم افزار UDP پیغام را دریافت می‌کند و هدر UDP را به آن اضافه می‌کند. سپس دیتاگرام UDP را با آدرس سوکت‌ها، به نرم افزار IP می‌دهد. IP هدر خود را به آن اضافه می‌کند و با قرار دادن عدد ۱۷ در فیلد Protocol هدر خود، نشان می‌دهد که پیغام دریافتی از پروتکل UDP آمده است. سپس بسته IP به لایه پیوند داده داده می‌شود. لایه پیوند داده، بسته IP را دریافت می‌کند، هدر و دنباله را به آن اضافه می‌کند و سپس آنرا به لایه فیزیکی می‌دهد. لایه فیزیکی بیت‌ها را به صورت سیگنال‌های الکتریکی یا موج الکترومغناطیس یا نوری در می‌آورد و آنها را روی کانال انتقال، قرار می‌دهد.

توجه: وقتی که پیغام به ماشین مقصد می‌رسد، لایه فیزیکی، سیگنال‌های دریافتی را به بیت تبدیل می‌کند و آنها را به لایه پیوند داده می‌دهد. لایه پیوند داده با استفاده از هدر (و دنباله) صحت دیتای دریافتی را چک می‌کند. اگر خطایی رخ نداده باشد، هدر و دنباله، حذف می‌شوند و دیتای دریافتی به لایه IP تحویل داده می‌شود. نرم افزار IP عملیات تست خطای خود را انجام می‌دهد. اگر خطایی رخ نداده باشد، هدر IP حذف می‌شود و دیتاگرام UDP به همراه آدرس‌های IP فرستنده و

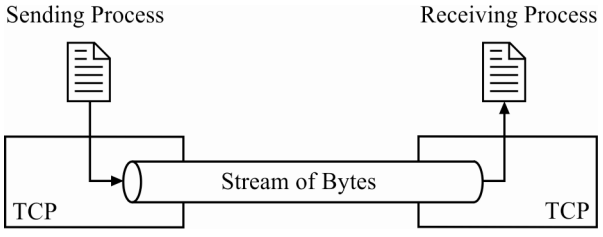
khalilifar.ir

گیرنده، به نرم افزار UDP تحویل داده می‌شود. UDP برای خطایابی کل دیتاگرام UDP، از checksum استفاده می‌کند. اگر خطایی رخ نداده باشد، هدر UDP حذف می‌شود و دیتا به همراه آدرس سوکت فرستنده، به برنامه گیرنده داده می‌شود و اگر برنامه گیرنده بخواهد پاسخ دهد، می‌تواند از این آدرس استفاده کند.

پروتکل TCP

پروتکل TCP مشابه UDP یک پروتکل برنامه به برنامه است. بنابراین TCP مانند UDP از شماره پورت استفاده می‌کند. برخلاف UDP، پروتکل TCP یک پروتکل اتصال‌گرا و قابل اطمینان است. یعنی برای ارسال دیتا، بین TCP فرستنده و TCP گیرنده، یک اتصال مجازی برقرار می‌شود. به عبارت دیگر پروتکل TCP به سرویس‌های IP ویژگی‌های اتصال‌گرا و مطمئن بودن را می‌دهد. به علاوه TCP از مکانیزم‌های کنترل خطا و کنترل جریان در سطح لایه انتقال استفاده می‌کند.

توجه: پروتکل TCP برخلاف UDP، یک پروتکل جریان‌گرا (Stream-Oriented) برای ارسال دنباله‌ای از بایت‌ها است. UDP پیغام‌هایی را از یک برنامه می‌گیرد و آنها را به مقصد می‌رساند. UDP هدر خود را به هر یک از این پیغام‌ها اضافه می‌کند و سپس آنها را برای انتقال، به IP می‌دهد. به پیغامی که حاوی هدر UDP است، یک دیتاگرام UDP نامیده می‌شود و سرانجام به صورت یک بسته IP در می‌آید. نه IP و نه UDP، هیچ رابطه‌ای را بین دیتاگرام‌ها تشخیص نمی‌دهند. از سوی دیگر TCP، برنامه فرستنده پیغام را قادر می‌سازد تا دنباله‌ای از بایت‌ها را به گونه‌ای ارسال نماید که برنامه گیرنده بتواند آن دنباله را با همان نظم و ترتیب اولیه، دریافت کند. یعنی در مفهوم TCP ما سگمنت‌های سریالی مرتبط با یک داده حجیم مرتبط با یک برنامه خاص را داریم. TCP محیطی فراهم می‌نماید که در آن، به نظر می‌رسد دو برنامه توسط یک لوله (tube) مجازی به هم متصل شده‌اند و بایت‌ها از طریق این لوله مابین آن دو برنامه، جا به جا می‌شوند. برنامه فرستنده، دنباله بایت‌ها را تولید می‌کند(می‌نویسد) و برنامه گیرنده، دنباله بایت‌ها را مصرف می‌کند (می‌خواند). شکل زیر گویای مطلب است:



توجه: لایه IP به عنوان پروتکلی که TCP از آن سرویس می‌گیرد، بسته‌هایش را به صورت جداگانه ارسال می‌کند و لذا بسته‌های ارسالی IP، یک دنباله پیوسته از بایت‌ها نیست. TCP در لایه انتقال، یک تعدادی از بایت‌ها را به صورت یک گروه در می‌آورد و نام آن گروه را یک

khalilifar.ir

سگمنت(segment) می‌گذارد. TCP برای انجام کارهای محوله، به هر سگمنت، یک هدر TCP اضافه می‌کند و سپس آنرا به لایه IP تحویل می‌دهد تا به ماشین مقصد برساند. لایه IP، هر سگمنت را در یک بسته IP کپسوله‌بندی می‌کند و سپس به سوی ماشین مقصد، ارسال می‌نماید. کل این عملیات از دید برنامه گیرنده، پنهان باقی می‌ماند. ممکن است سگمنت‌ها بدون نظم و ترتیب اولیه به مقصد برسند و یا گم شوند و لذا نیاز به ارسال مجدد داشته باشند. TCP همه این کارها را بدون آنکه برنامه گیرنده از این فعالیت‌ها آگاه باشد، انجام می‌دهد.

توجه: پروتکل TCP **سرویس کاملا دوطرفه** (full duplex service) ارائه می‌دهد و لذا دیتا می‌تواند به طور همزمان در هر دو طرف جریان داشته باشد. TCP یک بافر فرستنده و یک بافر گیرنده دارد و سگمنت‌ها به هر دو طرف حرکت می‌کنند.

توجه: پروتکل TCP برخلاف UDP، یک پروتکل **اتصال‌گرا** است. وقتی برنامه‌ای در سایت A می‌خواهد دیتایی از برنامه دیگری در سایت B دریافت کند و یا برای او ارسال نماید، مراحل زیر طی می‌شوند:

الف: دو TCP یک اتصال بین خود برقرار می‌کنند.

ب: دیتا در هر دو جهت رد و بدل می‌شود.

ج: اتصال خاتمه می‌یابد.

دقت نمایید که این اتصال مجازی است و نه یک اتصال فیزیکی. سگمنت TCP در یک بسته IP کپسوله‌بندی می‌شود و ممکن است حین انتقال، خارج از نظم و ترتیب اولیه به مقصد برسد، گم شود یا مخدوش شود و لذا نیاز به ارسال مجدد داشته باشد. هر سگمنتی ممکن است از مسیر متفاوتی به مقصد برسد. هیچ اتصال فیزیکی وجود ندارد. TCP محیطی فراهم می‌کند که تحت آن می‌توان جریان پیوسته‌ای از بایت‌ها را با نظم و ترتیب اولیه آنها به گیرنده تحویل داد. به چنین محیطی، جریان‌گرا (stream-oriented) می‌گویند.

توجه: پروتکل TCP یک سرویس **قابل اطمینان** لایه انتقال است. TCP از یک مکانیزم ارسال تاییدیه استفاده می‌کند تا از صحیح و سلامت رسیدن دیتا به مقصد، مطمئن شود.

توجه: اگرچه پروتکل TCP، کنترلی بر دنباله سگمنت‌هایی که ارسال و دریافت می‌شوند، دارد اما در هدر TCP، هیچ فیلدی برای شماره سگمنت وجود ندارد. به جای آن، دو فیلد به نام‌های شماره ترتیب (sequence number) و شماره تاییدیه (acknowledgment number) وجود دارد. این دو فیلد، شماره بایت‌ها را نشان می‌دهند و لذا شماره سگمنت نیستند.

توجه: پروتکل TCP تمام بایت‌های دیتا که در یک اتصال منتقل می‌شوند را شماره‌گذاری می‌کند. در هر جهت، شماره‌گذاری به صورت مستقل از جهت دیگر انجام می‌شود. وقتی که TCP بایت‌های دیتا را از یک برنامه دریافت می‌کند، آنها را در بافر فرستنده ذخیره می‌کند و شماره‌گذاری می‌نماید. TCP از یک عدد تصادفی بین ۰ تا $۲^{۳۲}-۱$ به عنوان شماره اولین بایت

khalilifar.ir

استفاده می‌کند و بنابراین شماره‌گذاری، الزاما از صفر شروع نمی‌شود. به عنوان مثال، اگر اتفاقا شماره اولین بایت برابر با ۱۰۵۷ باشد و کل دیتایی که باید ارسال شود، ۶۰۰۰ بایت باشد، شماره بایت‌ها از ۱۰۵۷ تا ۷۰۵۶ خواهد بود. این شماره‌گذاری برای کنترل جریان و کنترل خطا نیز مورد استفاده قرار می‌گیرد. بعد از آنکه بایت‌ها شماره‌گذاری شدند، TCP در فیلد sequence number هر سگمنتی که ارسال می‌شود، یک شماره ترتیب را می‌نویسد. شماره ترتیبی که در هدر سگمنت نوشته می‌شود، برابر شماره اولین بایتی است که آن سگمنت حمل می‌کند.

مثال: فرض کنید که یک اتصال TCP در حال انتقال فایلی به طول ۵۰۰۰ بایت است. شماره ۱۰۰۰۱ به اولین بایت داده شده است. اگر دیتا را به صورت 5 سگمنت که هریک حاوی ۱۰۰۰ بایت است، ارسال نماییم، شماره ترتیب هر سگمنت چه عددی خواهد بود؟

Segment1: sequence number: 10001(range: 10001 to 11000)
Segment2: sequence number: 11001(range: 11001 to 12000)
Segment3: sequence number: 12001(range: 12001 to 13000)
Segment4: sequence number: 13001(range: 13001 to 14000)
Segment5: sequence number: 14001(range: 14001 to 15000)

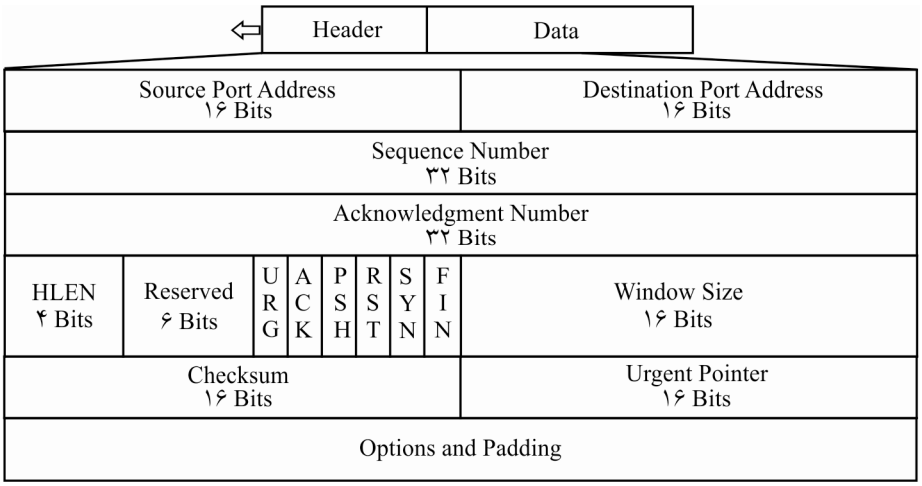
توجه: مقداری که فیلد شماره ترتیب هدر یک سگمنت TCP نشان می‌دهد، معرف شماره اولین بایتی است که آن سگمنت حمل می‌کند.

توجه: همانطور که گفتیم، مخابره دیتا در TCP کاملا دوطرفه است. وقتی که اتصالی برقرار می‌شود، هر دو طرف به طور همزمان می‌توانند دیتا ارسال و دریافت کنند. هر طرف، بایت‌ها را شماره‌گذاری می‌کند و شماره اولین بایت، یک عدد تصادفی است. شماره ترتیب در هر جهت، شماره اولین بایتی که سگمنت حمل می‌کند را نشان می‌دهد. همچنین هر طرف از یک شماره تاییدیه برای تایید بایت‌های دریافتی استفاده می‌کند. در واقع شماره تاییدیه، معرف شماره بایت بعدی است که گیرنده انتظار دریافت آنرا دارد. به علاوه اینکه شماره تاییدیه تجمعی (comulative) است. یعنی گیرنده به شماره آخرین بایتی که صحیح و سالم دریافت کرده است یک واحد اضافه می‌کند و نتیجه حاصل را به عنوان شماره تاییدیه اعلام می‌نماید. عبارت تجمعی به این معناست که اگر شماره تاییدیه‌ای که گیرنده اعلام می‌نماید برابر ۵۶۴۳ باشد، یعنی گیرنده تمام بایت‌های از شماره اولین بایت تا شماره ۵۶۴۲ را دریافت کرده است و اینک منتظر دریافت بایت شماره ۵۶۴۳ است. دقت نمایید که الزاما، تعداد ۵۶۴۲ بایت دریافت نشده است زیرا که شماره اولین بایت، حتما از ۰ شروع نمی‌شود.

توجه: مقدار فیلد تاییدیه در هدر یک سگمنت TCP، معرف شماره بایت بعدی است که گیرنده انتظار دریافت آنرا دارد. شماره تاییدیه، یک عدد تجمعی است.

هدر سگمنت TCP از فیلدهای زیر ساخته شده است:

khalilifar.ir



توجه: سگمنت TCP حاوی یک هدر ۲۰ تا ۶۰ بایتی است که به دنبال آن، پیغام صادره از لایه کاربرد می‌آید. اگر option نداشته باشیم، طول هدر برابر ۲۰ بایت است و اگر option داشته باشیم، طول هدر می‌تواند حداکثر تا ۶۰ بایت (۲۰ بایت اجباری بعلاوه ۴۰ بایت اختیاری) باشد.

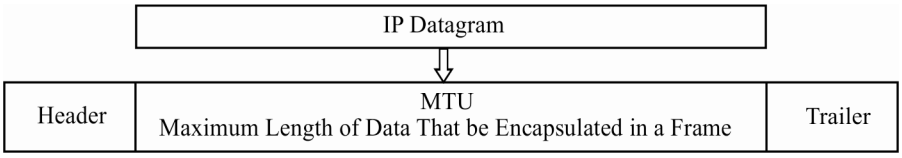
قطعه قطعه سازی بسته IP در لایه شبکه

یک بسته IP ممکن است از میان شبکه‌های مختلفی عبور کند. هر روتر از فریمی که دریافت می‌کند، بسته IP را استخراج می‌کند، آنرا پردازش می‌کند و سپس آنرا در فریم دیگری کپسوله‌سازی می‌کند. فرمت و سایز **فریم دریافتی** بستگی به پروتکل شبکه فیزیکی دارد که بسته از طریق آن **دریافت** شده است. فرمت و سایز **فریم ارسالی** بستگی به پروتکل شبکه فیزیکی دارد که بسته از طریق آن **ارسال** خواهد شد. به عنوان مثال اگر یک روتر، یک LAN را به یک WAN متصل کند، فریمی را به فرمت LAN دریافت می‌کند و فریمی را به فرمت WAN ارسال می‌کند.

ماکزیمم واحد انتقال: MTU

هر پروتکل لایه پیوند داده، فرمت مشخصی برای فریم‌های خود دارد. یکی از مواردی که این فرمت تعیین می‌کند، حداکثر طول دیتایی است که فریم می‌تواند حمل کند و به آن ماکزیمم واحد انتقال (MTU: Maximum Transfer Unit) گفته می‌شود. به عبارت دیگر وقتی که یک بسته IP داخل یک فریم کپسوله‌بندی می‌شود، کل طول بسته IP باید از مقدار MTU کمتر باشد و این محدودیت از روی نوع سخت افزار و نرم افزاری که شبکه از آن استفاده می‌کند، اعمال می‌شود. شکل زیر گویای مطلب است:

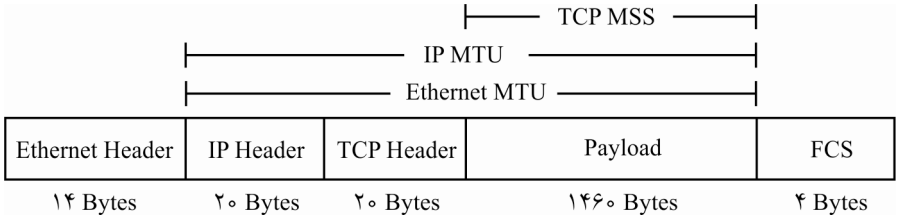
khalilifar.ir



توجه: از یک شبکه فیزیکی به شبکه فیزیکی دیگر، مقدار MTU فرق می‌کند. جدول زیر مقدار MTU را برای برخی از پروتکل‌ها نشان می‌دهد:

Protocol	MTU
Hyperchannel	65,535
Token Ring (16 Mbps)	17,914
Token Ring (4 Mbps)	4,464
FDDI	4,352
Ethernet	1,500
X.25	576
PPP	296

مثال: مقدار MTU برای پروتکل Ethernet به صورت زیر است:



توجه: اندازه MMS یا Maximum Segment Size برابر ماکزیمم اندازه سگمنت است و نشانه اندازه اطلاعات کنونی داخل یک سگمنت نیست.

توجه: به منظور مستقل ساختن پروتکل IP از شبکه فیزیکی، طراحان تصمیم گرفتند ماکزیمم طول بسته IP را برابر ۶۵۵۳۵ بایت قرار دهند. اگر از پروتکلی استفاده کنیم که MTU آن برابر با این مقدار باشد، انتقال کارآمدتری خواهیم داشت. با این حال برای آنکه این بسته بتواند از میان سایر شبکه‌ها نیز عبور کند، باید بسته (Packet در سطح لایه شبکه) را به قطعات کوچکتری تقسیم کنیم. به این عمل، قطعه قطعه سازی بسته گفته می‌شود.

توجه: پروتکل UDP از MTU آگاه نیست و خودش را در سطح لایه انتقال با لایه شبکه و پیوند داده بر اساس MTU هماهنگ نمی‌کند، اما اگر بعدا دیتاگرام UDP در سطح لایه شبکه از MTU بزرگتر باشد، آنگاه دیتاگرام UDP در سطح لایه شبکه قطعه قطعه می‌شود. دقت کنید که UDP در

khalilifar.ir

سطح لایه انتقال ارسال سریالی ندارد و چیزی از سگمنت سگمنت کردن در لایه انتقال نمی‌داند و اگر دیتاگرام UDP در سطح لایه انتقال از ۶۵۵۳۵ بایت بیشتر باشد، به جای سگمنت سگمنت شدن و ارسال سریالی، دور ریخته می‌شود.

توجه: پروتکل TCP از MTU آگاه است و خودش را در سطح لایه انتقال با لایه شبکه و پیوند داده بر اساس MTU هماهنگ می‌کند، مبدا غالبا بسته IP را قطعه قطعه نمی‌کند، بلکه لایه انتقال چنان سگمنت‌های دیتایش را انتخاب می‌کند که هم پروتکل IP و هم پروتکل لایه پیوند داده بتوانند آنها را حمل کنند. وقتی که یک بسته IP به قطعات کوچکتری تقسیم می‌شود، هر قطعه هدر خودش را دارد و اکثر فیلدهای هدر بسته اولیه، در آن تکرار شده‌اند اما البته برخی از آنها نیز تغییر می‌کنند.

توجه: اگر یک قطعه به شبکه‌ای برسد که MTU آن کوچکتر از اندازه‌ای است که این قطعه بتواند در آن شبکه جا به جا شود، مجددا به قطعات کوچکتری تقسیم می‌شود. به عبارت دیگر قبل از آنکه بسته‌ای به مقصد نهایی خود برسد، ممکن است چندین مرتبه قطعه قطعه شود.

توجه: کامپیوتر مبدا یا هر روتری در مسیر ممکن است بسته را قطعه قطعه کند. مونتاژ مجدد قطعات فقط در کامپیوتر مقصد قابل انجام است، زیرا که ممکن است هر قطعه از مسیر متفاوتی خود را به کامپیوتر مقصد برساند. از آنجا که ما کنترلی بر مسیری که قطعات طی می‌کنند تا به مقصد برسند، نداریم لذا فقط در کامپیوتر مقصد است که می‌توانیم آنها را مجددا مونتاژ کنیم. دلیل دیگری که قطعات را قبل از رسیدن به مقصد نهایی مجددا مونتاژ نمی‌کنیم این است که کارایی پایین می‌آید.

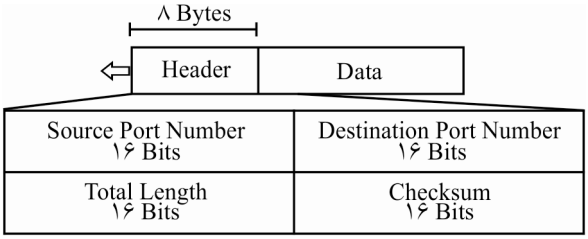
توجه: وقتی که یک بسته IP به قطعات کوچکتری تقسیم می‌شود، بخش‌های لازم هدر IP را باید در تمام قطعات، کپی کنیم. کامپیوتر یا روتری که بسته‌ای را قطعه قطعه می‌کند، باید مقدار سه فیلد را تغییر دهد: Flags، Fragmentation offset و Total Length. بقیه فیلدها را باید کپی کرد، البته مقدار فیلد checksum را مجددا باید محاسبه کرد.

صورت سوال به شکل زیر است:

یک برنامه کاربردی در هاست A یک بلاک 1900 بایتی از داده را به هاست B به کمک پروتکل‌های TCP و UDP در سطح لایه انتقال می‌فرستد. یک برنامه کاربردی دیگر در B سعی می‌کند داده را دریافت کند و یک عمل موفقیت آمیز recfrom() روی یک سوکت انجام دهد. آیا B می‌تواند مطمئن باشد که همه ۱۹۰۰ بایت پیام ارسال شده از A را دریافت کرده است؟

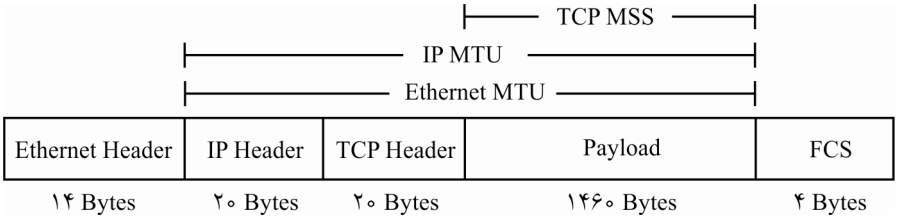
همانطور که گفتیم هدر دیتاگرام UDP از چهار فیلد زیر ساخته شده است:

khalilifar.ir



هر پیغامی که برای ارسال به UDP تحویل داده می‌شود باید به اندازه‌ای کوچک باشد که در یک دیتاگرام UDP جا شود. بلاک داده ۱۹۰۰ بایت بعلاوه ۸ بایت هدر می‌شود یک دیتاگرام UDP به طول ۱۹۰۸ بایت که کمتر از حداکثر اندازه UDP به طول ۶۵۵۳۵ بایت است و در UDP جا می‌شود و در یک دیتاگرام UDP مستقل به سمت هاست B ارسال می‌شود و مطابق فرض سوال سمت گیرنده یک عمل موفقیت آمیز recfrom() روی یک سوکت انجام داده است. و کل دیتاگرام UDP را به طور کامل دریافت کرده است.

اما برای TCP مشخصات سوال در مورد اندازه MTU واضح نیست و حالت‌های مختلفی وجود دارد، و همینکه حالت‌های مختلفی برای MTU وجود دارد، ممکن است بلاک داده ۱۹۰۰ بایتی به یک تا چند سگمنت در مبدا شکسته شود. برای مثال اگر MTU=۱۵۰۰ باشد، آنگاه مطابق شکل زیر بلاک داده ۱۹۰۰ بایتی به دو سگمنت شکسته می‌شود:



سگمنت اول: ۱۴۶۰ بایت

که مطابق فرض سوال سمت گیرنده یک عمل موفقیت آمیز recfrom() روی یک سوکت و فقط یک سگمنت انجام داده است.

سگمنت دوم: ۴۴۰ بایت

با توجه به اینکه TCP رسیدن صحیح تمام سگمنت‌ها را گارانتی می‌کند، پس در نهایت سگمنت دوم هم صحیح و سلامت به مقصد B می‌رسد.

اما اگر فرض سوال این باشد که کل بلاک داده ۱۹۰۰ بایتی در همان یکبار اجرای تابع recfrom به مقصد B رسیده است، در حالت MTU=۱۵۰۰ اینطور نیست و کل بلاک داده ۱۹۰۰ بایتی به صورت یکپارچه و یکجا به مقصد B نرسیده است. هرچند که فرض سوال خیلی به طور کامل واضح و مشخص نیست!

khalilifar.ir

برای مثالی دیگر اگر MTU=۶۵۵۳۵ باشد، آنگاه کل بلاک داده ۱۹۰۰ بایتی در یک سگمنت قرار می‌گیرد.

سگمنت اول و آخر: ۱۹۰۰ بایت

که مطابق فرض سوال سمت گیرنده یک عمل موفقیت آمیز ()recfrom روی یک سوکت و فقط یک سگمنت انجام داده است.

و اگر فرض سوال این باشد که کل بلاک داده ۱۹۰۰ بایتی در همان یکبار اجرای تابع recfrom به مقصد B رسیده است، در حالت MTU=۶۵۵۳۵ اینطور است و کل بلاک داده ۱۹۰۰ بایتی به صورت یکپارچه و یکجا به مقصد B رسیده است.

توجه: بهتر بود اندازه MTU در صورت سوال به طور واضح ذکر می‌شد.

بررسی سوال از نگاهی دیگر:

ساختار تابع ()recfrom به صورت زیر است:

```
int recfrom (
SOCKET s,
char *buf,
int len,
int flags,
socaddr *from,
int *fromlen
);
```

توجه: وظیفه تابع recfrom دریافت پیام از socket است. تابع recfrom عموما در UDP مورد استفاده قرار می‌گیرد زیرا اجازه بازیابی آدرس سوکت مبدا را به مقصد می‌دهد. اما اگر تابع recfrom در TCP مورد استفاده قرار بگیرد پارمترهای fromlen و from خالی و NULL می‌مانند و قابل بازیابی نیستند. و تابع recfrom به تنهایی قادر نیست آدرس مبدا را بازیابی کند، و صحت رسیدن بسته‌ها را به آن اطلاع دهد. البته هر چند که در ارتبط TCP و فاز برقراری اتصال اطلاعات سوکت فرستنده و گیرنده در دسترس است، اما در صورت سوال نحوه دسترسی به اطلاعات سوکت فرستنده و گیرنده در حالت TCP گفته نشده است. که می‌توان گفت اگر MTU=۶۵۵۳۵ بایت در نظر گرفته شود پس برای UDP می‌توان مطمئن بود که همه ۱۹۰۰ بایت پیام ارسال شده توسط A در یک عمل موفقیت آمیز ()recfrom توسط B دریافت شده است و اجازه بازیابی آدرس سوکت مبدا جهت اطلاع رسانی هم داده می‌شود. اما برای TCP نمی‌توان مطمئن بود که همه ۱۹۰۰ بایت پیام ارسال شده توسط A در یک عمل موفقیت آمیز ()recfrom توسط B دریافت شده است چون اجازه بازیابی آدرس سوکت مبدا جهت اطلاع رسانی داده نمی‌شود.

توجه: بهتر بود فرض سوال و مشخصات سوال به طور واضح مطرح می‌شد.

توجه: سازمان سنجش آموزش کشور، در کلید اولیه و نهایی خود، گزینه چهارم را به عنوان پاسخ اعلام کرده بود.

khalilifar.ir

۷- گزینه (۳) صحیح است.

توجه: در شبکه‌های کامپیوتری چهار نوع تأخیر داریم:

تأخیر انتقال (T_F)، تأخیر انتشار (T_{Prop})، تأخیر صف (T_{queue})، تأخیر پردازش ($T_{process}$).

توجه: تأخیر صف‌بندی داخل گره‌ها، یک تأخیر متغیر(تصادفی) است که به حجم ترافیک لحظه عبور از آن گره و به تبع طول صف (تعداد بسته‌های جلویی) بستگی دارد. به عبارت دیگر تاخیر صف در طول زمان نوسان دارد. پس تأخیری که از ابتدا به انتها ایجاد می‌شود، متغیر و تصادفی است و از قبل قابل پیش‌بینی نیست. در یک عبارت ساده میزان و زمان تاخیر صف‌بندی داخل گره‌ها به ترافیک لحظه عبور از آن گره وابسته است.

مثال: مثلاً دسترسی به سیستم آموزشی (پرتال)

۱- دیدن پرتال از داخل دانشگاه از طریق شبکه محلی (تأخیر در حد ۱ ms)

۲- دیدن پرتال از خانه از طریق اینترنت (هنوز در شبکه داخل کشور) (تأخیر در حد ۱۰ms)

۳- دیدن پرتال از اروپا (تأخیر در حد ۱۰۰ms)

توجه: عبارت «**شبکه ثابت**» در صورت سوال بدین معنی است که در این شبکه گره و یالی کم و زیاد نمی‌شود.

به طور کلی حداقل زمان لازم برای انتقال بسته‌ها مابین دو گره انتهایی از رابطه زیر محاسبه می‌گرد:

$$T_{Total\ Delay} = [T_{F1}] + T_{Prop1} + [T_{process1} + T_{F2}] + T_{Prop2} + T_{queue}$$

T_F از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_F = \frac{L}{R}$$

T_F، زمان انتقال بسته به داخل کانال انتقال است.

که L برابر اندازه بسته و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.

توجه: T_F، زمان انتقال بسته به داخل کانال انتقال به ترافیک شبکه وابسته نیست بلکه مطابق رابطه به L و R وابسته است که این مقادیردر یک شبکه ثابت، ثابت است و تصادفی نیست.

T_{Prop} از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_{Prop} = \frac{D}{V}$$

T_{Prop}، زمان تأخیر انتشار است.

که D برابر طول کانال و V برابر سرعت انتشار می‌باشد.

توجه: T_{Prop}، زمان تأخیر انتشار به ترافیک شبکه وابسته نیست بلکه مطابق رابطه به D و V وابسته است که این مقادیردر یک شبکه ثابت، ثابت است و تصادفی نیست.

$T_{Process}$ از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_{Proces} = \frac{b}{R}$$

khalilifar.ir

$T_{Process}$، زمان پردازش موجود در مسیریاب (گره میانی) مربوط به کنترل خطای فریم، احیانا قطعه قطعه شدن بسته و مسیریابی بسته است.

که b برابر تعداد بیت لازم برای پردازش و R برابر نرخ انتقال می‌باشد.

توجه: $T_{Process}$، زمان پردازش موجود در مسیریاب (گره میانی) به ترافیک شبکه وابسته نیست اما مطابق رابطه به b و R وابسته است که مقدار b در یک شبکه ثابت، متغیر (تصادفی) است، زیرا کارها و پردازش‌های مختلفی (به تبع طول b متغیر) نظیر کنترل خطای فریم (توسط لایه پیوند داده)، قطعه قطعه شدن بسته (توسط لایه شبکه) و پردازش جدول مسیریابی جهت فوروارداینگ (توسط لایه شبکه) ممکن است در یک مسیریاب (گره میانی) بسته به شرایط یک بسته انجام شود و یا انجام نشود.

T_{queue} از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_{queue} = (N-1) \times \left(\frac{L}{\min(R_1, R_2, R_3)} \right)$$

T_{queue}، زمان تأخیر صف است.

توجه: T_{queue}، زمان تأخیر صف همانطور که گفتیم به ترافیک شبکه وابسته و به تبع متغییر (تصادفی) است.

که L برابر اندازه بسته، R برابر نرخ انتقال و N برابر تعداد بسته‌ها می‌باشد.

توجه: صف در جایی ایجاد می‌شود که پایین‌ترین نرخ انتقال را دارد یعنی $\min(R_1, R_2, R_3)$ که در این حالت گلوگاه (bottleneck) در آن محل ایجاد شده است.

توجه: سازمان سنجش آموزش کشور، در کلید اولیه و نهایی خود، گزینه سوم را به عنوان پاسخ اعلام کرده بود.

khalilifar.ir

تست‌های فصل هفتم

۱- فرض کنید شخصی در مرورگر وب خود روی یک لینک برای دریافت یک صفحه وب کلیک می‌کند. اگر آدرس IP مربوط به این URL در میزبان به صورت محلی وجود داشته باشد و فایل HTML مرتبط با این لینک دارای هشت Object باشد، در صورتی که زمان رفت و برگشت بین سرویس گیرنده و سرویس‌دهنده ۱۰۰ میلی ثانیه و زمان ارسال Objectها ناچیز باشد، به ترتیب با استفاده از پروتکل Non-persistent HTTP و HTTP Persistent از زمانی که شخص روی لینک کلیک می کند تا زمانی که صفحه وب را به طور کامل دریافت می‌کند بر حسب میلی ثانیه چقدر طول می‌کشد؟ (سراسری ۹۲)

۱) ۱۸۰۰ و ۹۰۰ ۲) ۹۰۰ و ۳۰۰ ۳) ۱۸۰۰ و ۳۰۰ ۴) ۳۰۰ و ۱۰۰

۲- فرض کنید ۱۰ کلاینت با استفاده از پروتکل FTP به طور همزمان در حال دریافت فایل‌های با حجم زیاد از یک فایل سرور هستند و لینک گلوگاه، لینک متصل به سرور است. اگر یکی از کلاینت‌ها از یک برنامه مدیریت دانلود (Download Manager) استفاده کند که به طور همزمان ۹ اتصال همزمان TCP باز می‌کند سرعت دانلود این کلاینت نسبت به قبل چند برابر خواهد شد؟ (سراسری ۹۳)

۱) ۲ ۲) ۴ ۳) ۵ ۴) ۱۰

۳- کاربری با استفاده از مرورگر وب اقدام به دریافت یک صفحه وب می‌نماید. صفحه وب شامل یک فایل html و ۹ فایل است. اندازه هر ۱۰ فایل مساوی و پنج هزار بایت است. مرورگر وب از http 1.0 (non-persistan) استفاده می‌کند. وب سرور حداکثر اجازه پنج ارتباط TCP همزمان به یک کلاینت را می‌دهد. چنانچه گذردهی شبکه بین کامپیوتر کاربر و وب سرور 10^6 bps باشد، زمان لازم برای دریافت این صفحه برحسب ثانیه (sec) چقدر است؟ زمان رفت و برگشت (RTT) بین کلاینت و سرور را ۰/۱ ثانیه در نظر بگیرید. (سراسری ۹۴)

۱) ۱/۰ ۲) ۱/۲ ۳) ۱/۴ ۴) ۱/۵

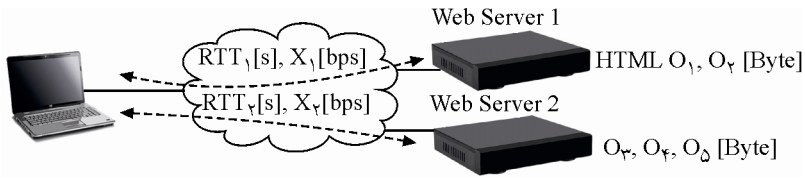
۴- فرض کنید یک برنامه سرویس گیرنده (Client) بعد از پیدا کردن آدرس IP کامپیوتر سرویس‌دهنده (Server) می‌خواهد یک صفحه وب که اندازه فایل اصلی آن ۲۰۰ کیلوبیت و اندازه هر یک از ۳ تصویر قرار گرفته در آن ۳۰۰ کیلوبیت است را از طریق پروتکل HTTP غیرمداوم (Non-Persistent HTTP) که مجاز به ایجاد اتصال موازی نیز است، دریافت کند. اگر زمان رفت و برگشت (RTT)۲۰۰ میلی ثانیه، نرخ ارسال هر اتصال ۱۰ مگابیت بر ثانیه و اندازه پیام‌های GET ناچیز باشد، تأخیر دریافت کامل این صفحه وب به میلی ثانیه چقدر است؟ (سراسری ۹۵)

۱) ۲۱۱۰ ۲) ۱۶۵۰ ۳) ۱۲۵۰ ۴) ۸۲۰

---

khalilifar.ir

۵- یک صفحهٔ وب شامل یک فایل **HTML** و ۵ آبجکت است. فایل **HTML** = ۵۰۰۰ **Byte** و آبجکت‌های Byte ۵۰۰۰ = O_1 و Byte ۷۰۰۰ = O_2 روی وب سرور ۱ و آبجکت‌های Byte ۱۰۰۰ = O_3 و Byte ۳۰۰۰ = O_4 و Byte ۲۰۰۰ = O_5 روی وب سرور ۲ قرار دارند. کاربری مایل است این صفحهٔ وب را ببیند. زمان رفت و برگشت بین کامپیوترِ کاربر و سرور ۱ به اندازه $RTT_1 = 0/01\ s$ است. زمان رفت و برگشت بین کامپیوترِ کاربر و سرورِ ۲ به اندازه $RTT_2 = 0/006\ s$ است. متوسط گذردهی ارتباط بین کامپیوترِ کاربر و وبِ سرور ۱ برابر با $X_1 = 80000$ بیت بر ثانیه است. گذردهی ارتباط بین کامپیوترِ کاربر و وب سرور ۲ برابر با $X_2 = 60000$ بیت بر ثانیه است.
چنانچه **http1.1** در کامپیوترِ کاربر و دو وب سرور فعال باشد، از لحظه‌ای که کاربر **http GET** را برای دریافت صفحهٔ وب ارسال می‌کند تا زمانی که صفحهٔ وب را کاملاً دریافت می‌کند چند میلی ثانیه زمان صرف می‌شود؟ (توجه داشته باشید که **http1.1** به صورت **persistent** و **pipeline** کار می‌کند.) (مهندسی کامپیوتر – ۹۷)



۱) ۱/۷۳
۲) ۱/۹۵
۳) ۲/۳۷
۴) ۲/۴۱

۶- یک صفحه‌ی وب شامل یک فایل **HTML** و ۸ آبجکت روی یک سرور وجود دارد. اندازهٔ فایل **HTML** و آبجکت‌ها با هم برابر بوده و مقدار هر یک ۵۰۰۰ بایت است. کاربری اقدام به دیدن این صفحهٔ وب می‌کند. زمان رفت و برگشت بین کامپیوتر کاربر و سرور $RTT = 7\ msec$ است. متوسط گذردهی ارتباط بین کامپیوترِ کاربر و وب سرور برابر با ۴۰ مگابیت بر ثانیه است. فرض کنید کامپیوتر کاربر و سرور از http ۱/۰ استفاده می‌کند و سرور اجازهٔ حداکثر پنج ارتباط موازی **TCP** به کامپیوترِ کاربر می‌دهد. از لحظه‌ای که کامپیوترِ کاربر **http GET** را به وب سرور ارسال می‌کند تا زمانی که صفحهٔ وب را کاملاً دریافت می‌کند چند میلی ثانیه زمان صرف می‌شود؟ (توجه داشته باشید که http ۱/۰ به صورت **non-persistent** و **parallel** (موازی) کار می‌کند.) (IT – ۹۷)

۱) ۹ ۲) ۲۳ ۳) ۴۴ ۴) ۵۱

---

khalilifar.ir

پاسخ تست‌های فصل هفتم

۱- گزینه (۳) صحیح است.

پروتکل HTTP در لایه کاربرد

به برنامه کاربردی که روی اینترنت نوشته شده است، world wide web یا شبکه جهانی وب گفته می‌شود. زیرا documentهایی داریم که Linkها را به هم متصل می‌کند، پروتکلی که برای آن طراحی شده است، پروتکل HTTP (HyperText Transfer Protocol) نام دارد.

کاری که HTTP انجام می‌دهد این است که clientها، objectها را به web server، request می‌دهند و web server هم objectها را می‌آورد.

objectها می‌توانند یک فایل HTML با یک تصویر JPEG و ... باشند که توسط این پروتکل می‌توانند منتقل شوند.

هر object ای در محیط عملیاتی اینترنت با یک آدرس منحصر به فرد معرفی می‌شود که به آن URL گفته می‌شود. URL سرواژه عبارت Uniform Resource Locator می‌باشد.

مثال:

www.iust.ac.ir/index.htm
/home/logo.jpg
/home/Header.jpg

در صفحه اول دانشگاه ممکن است n تا object وجود داشته باشد.

پس اولین کاری که می‌کنیم تا یک صفحه web بیاید این است که یک request از سمت Client به Server بدهیم بدون این که چیزی مشخص کنیم، آن صفحه‌ی اصلی به فرم HTML می‌آید، در فایل HTML گفته شده که در آن چند object وجود دارد و بعد browser شما objectها را به آن شکلی که هست نشان می‌دهد.

از آنجاییکه پروتکل http به دلیل دغدغه **صحت** داشتن با پروتکل TCP در لایه انتقال کار می‌کند، در ادامه ابتدا TCP، درخواست Clint به سمت Server را معوق می‌کند تا یک TCP Connection مابین فرستنده و گیرنده برای درخواست و دریافت فایل پایه HTML ایجاد کند. این TCP Connection در سه گام یعنی (۱) فاز برقراری اتصال (3-way handshaking)، (۲) فاز تبادل داده و (۳) فاز رهاسازی اتصال انجام می‌گردد. که در ادامه به بررسی فاز برقراری اتصال (3-way handshaking) می‌پردازیم:

فاز برقراری اتصال (3-way handshaking)

برای ایجاد TCP Connection، سه پیغام TCP رد و بدل می‌شود که به آن 3-way handshaking (دست‌تکاندهی سه طرفه) نیز گفته می‌شود. مراحل فاز برقراری اتصال به صورت زیر است:

۱) ابتدا Clinet، درخواست برقراری Connection را به Server می‌دهد.(SYN=1)

khalilifar.ir

۲) Server یک ACK به Client ارسال می‌کند یعنی می‌پذیرد که Connection سمت Client به سمت Server باز شود. همچنین Server علاوه بر ACK یک درخواست ایجاد Connection از سمت Server به Client هم می‌فرستد.(ACK=1, SYN=1)

توجه: Server ACK و درخواست ایجاد Connection هر دو با هم از طرف Server در قالب یک پیام به سمت Client ارسال می‌گردد.

توجه: وقتی Client، ACK را از Server گرفت، Connection سمت Client به Server باز می‌شود، پس Client می‌تواند داده و درخواست بفرستد. Client این اختیار را دارد که همراه ACK، داده و درخواست هم بفرستد.

۳) Client یک ACK به Server ارسال می‌کند یعنی می‌پذیرد که Connection سمت Server به سمت Client باز شود. (ACK=1)

توجه: وقتی Server، ACK را از Client گرفت، Connection سمت Server به Client باز می‌شود، پس Server می‌تواند داده و درخواست بفرستد.

توجه: TCP، Connectionهایش دو طرفه است، یعنی هم از سمت Client به سمت Server یک Connection ایجاد می‌کند و هم از سمت Server به سمت Client یک Connection ایجاد می‌کند.

توجه: تا این سه پیغام رد و بدل نشوند. Connection بین Client و Server ایجاد نشده است، به این سه پیغام در TCP اصطلاحاً 3-way handshaking گفته می‌شود. به معنی دست‌تکان‌دهی سه طرفه، در واقع با این کار، دو گره دارند عمل خوشامدگویی انجام می‌دهند و سپس Connection به شکل دو طرفه برقرار می‌شود.

مثال: برای مثال شما وقتی دوستتان را ببینید برای باز کردن سر صحبت یک سری تعارفات اولیه انجام می‌دهید: سلام، ... ، دست دادن ... این‌ها که گفتیم برای فاز برقراری اتصال بود.

توجه: پس حداقل یک زمان رفت و برگشت طول می‌کشد تا Client بتواند یک request مربوط به درخواست و دریافت فایل پایه html را بدهد. البته اگر request اش را همراه ACK بدهد، که معمولا به این صورت است. به این زمان رفت و برگشت اصطلاحا RTT یا Round Trip Time گفته می‌شود.

توجه: این تأخیر RTT از موقعی که Client یک request به Server می‌دهد تا ACK آن را دریافت کند یعنی Connection برقرار شود، یا از موقعی که یک پیغام می‌دهد تا جواب آن را بگیرد، شامل تمام تأخیرهای شبکه است، تأخیر انتقال (T_F)، تأخیر انتشار (T_{Prop})، تأخیر صف (T_{queue})، تأخیر پردازش $(T_{process})$.

توجه: RFC ای که برای HTTP وجود دارد RFC۱۹۵۴ و RFC۲۶۱۶ است.

khalilifar.ir

توجه: تمام پروتکل‌هایی که در شبکه‌ی اینترنت وجود دارند، دارای RFC هستند، برای مثال برای دیدن جزئیات آن ها باید RFCشان را بگیریم و مطالعه کنیم یا اگر بخواهیم آن‌ها را پیاده‌سازی کنیم باید RFC آنها را تهیه کنیم. RFC مانند کتاب قانون است، قوانینی دارد که می‌گوید:

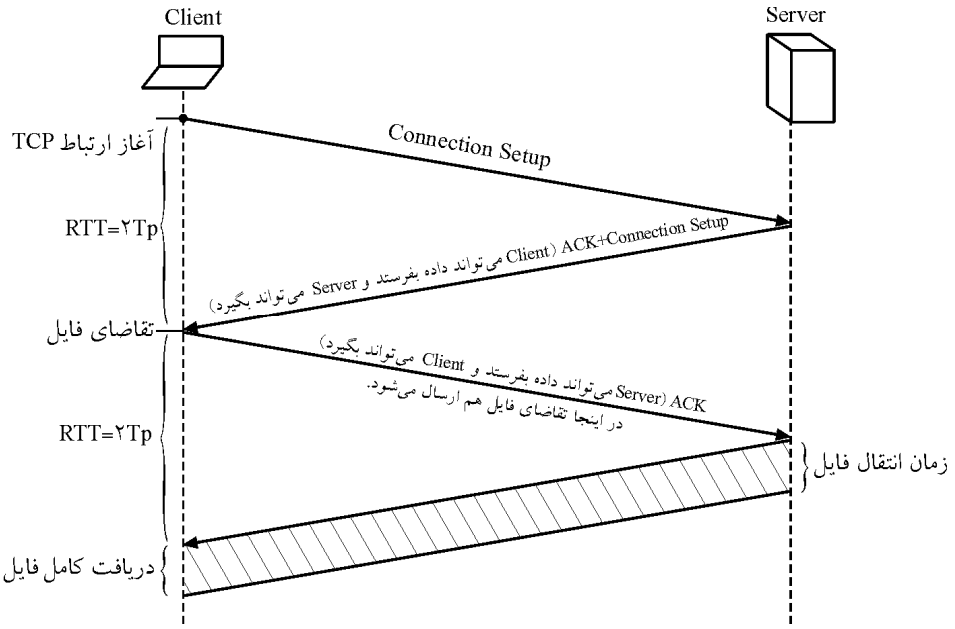
۱- اول این کار را انجام بده

۲- این پیغام را دریافت کردی، بعد این کار را انجام بده و ...

RFC یک Reference برای پیاده سازی بدون ابهام است.

توجه: شرح RFC ها در سایت IETF.ORG قرار دارد.

توجه: پس از آنکه فاز برقراری اتصال (3-way handshaking) انجام شد، یعنی Connection سمت Client به Server باز شد. آنگاه نوبت به ارسال request به معنی درخواست و دریافت فایل پایه HTML از سمت Client به Server می‌رسد، این صفحه‌ی اصلی یعنی فایل پایه HTML به فرمت HTML می‌آید، در فایل پایه HTML گفته شده است که در آن چند object وجود دارد و بعد browser شما objectها را به آن شکلی که هست نشان می‌دهد. در این حالت نقشه درخواست و دریافت objectها در فایل پایه HTML مشخص شده است. شکل زیر گویای مطلب می‌باشد:



به طور کلی زمان دستیابی به یک صفحه وب به طور کامل از رابطه زیر محاسبه می‌گردد:

$$T_{Access\ (Website)} = T_{Translate\ (Domain\ to\ IP)} + T_{Destination} = T_{DNS\ LOOK\ UP} + T_{HTTP}$$

khalilifar.ir

توجه: فرض کنید در مرورگر وب خود برای دریافت یک صفحه وب به طور کامل بـر روی یـک لینک کلیک می‌کنید و آدرس IP مربوط به این URL در میزبان محلی **ذخیره نشده** است، در نتیجه برای به دست آوردن آدرس IP به یک DNS LOOK UP نیاز اسـت. فـرض کنیـد بـرای دریافـت آدرس IP از طریق سرویس DNS، n سرور DNS ملاقات می‌شوند و تاخیر زمان رفت و برگشـت معادل RTT1 تا RTTn باشد. بنابراین بدون در نظر گرفتن زمان مربوط بـه درخواسـت و دریافـت فایل پایه html و objectهای موجود در آن، رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$T_{Access\ (Website)} = T_{Translate\ (Domain\ to\ IP)} + T_{Destination} = T_{DNS\ LOOK\ UP} + T_{HTTP} = \sum_{i=1}^{n} RTT_i + T_{HTTP}$$

حال در ادامه به نحوه‌ی محاسبه T_{HTTP} در شرایط مختلف می‌پردازیم:

توجه: از پروتکل HTTP به دو حالت می‌توان استفاده کرد:

(۱) non-persistent http : ناپایدار و (۲) persistent http : پایدار

Non-persistent http ناپایدار(غیرمصر یا غیرمداوم)

در حالت Non-persistent http یک TCP connection مابین فرستنده و گیرنده برای درخواست و دریافت فایل پایه HTML ایجاد می‌گردد و در انتها Connection بسته می‌شود. در ادامه نیـز بـرای درخواست و دریافت objectها به طور مستقل Connection باز و بسته می‌شود.

حالت Non-persistent http خود به سه روش ترتیبی، موازی نامحـدود و مـوازی محـدود وجـود دارد، که روابط آن به صورت زیر است:

روش ناپایدار ترتیبی:

$$\left[(RTT + RTT + T_F)\right] + \left[n \times (RTT + RTT) + \sum_{i=1}^{n} T_F(i)\right]$$

(درخواست و برقراری ارتباط؛ زمان انتقال فایل اصلی؛ درخواست و دریافت فایل اصلی؛ درخواست و برقراری ارتباط؛ تعداد درخواست‌ها؛ درخواست و دریافت objectها؛ زمان انتقال object)

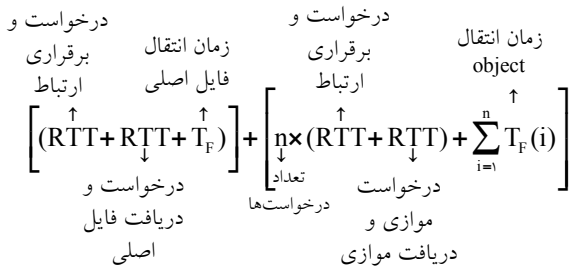
روش ناپایدار موازی نامحدود:

$$\left[(RTT + RTT + T_F)\right] + \left[n \times (RTT + RTT) + \sum_{i=1}^{n} T_F(i)\right]$$

(درخواست و برقراری ارتباط؛ زمان انتقال فایل اصلی؛ درخواست و دریافت فایل اصلی؛ درخواست و برقراری ارتباط؛ یک؛ درخواست موازی و دریافت موازی؛ زمان انتقال object)

khalilifar.ir

روش ناپایدار موازی محدود:

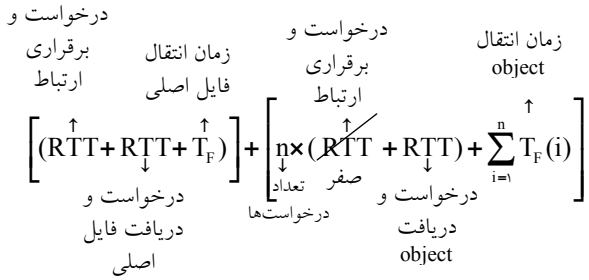


persistent http پایدار(مصر یا مداوم)

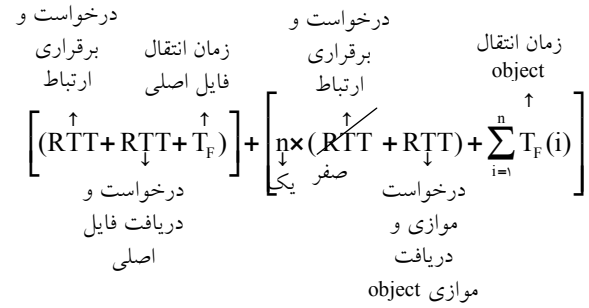
در حالت persistent http یک TCP connection مابین فرستنده و گیرنده برای درخواست و دریافت فایل پایه HTML ایجاد می‌گردد و در انتها Connection باز می‌ماند. در ادامه نیز برای درخواست و دریافت object ها همان TCP connection اولیه مورد استفاده قرار می‌گیرد.

حالت persistent http خود به سه روش ترتیبی، موازی نامحدود و موازی محدود وجود دارد، که روابط آن به صورت زیر است:

روش پایدار ترتیبی:

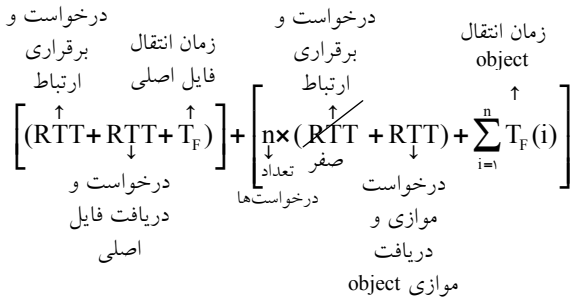


پایدار موازی نامحدود:



khalilifar.ir

روش پایدار موازی محدود:



$$\left[(RTT + RTT + T_F)\right] + \left[n \times (RTT + RTT) + \sum_{i=1}^{n} T_F(i)\right]$$

توجه: اگر برای مدتی روی Connection ، request ای نیاید، server آن را می‌بندد.

توجه: بستگی به برنامه کاربردی دارد Persistent یا Non persistent را انتخاب کند. پروتکل HTTP به هر دو اجازه می‌دهد.

در صورت سوال گفته شده است که **فرض کنید شخصی در مرورگر وب خود روی یک لینک برای دریافت یک صفحه وب کلیک می کند. اگر آدرس IP مربوط به این URL در میزبان به صورت محلی وجود داشته باشد و فایل HTML مرتبط با این لینک دارای هشت Object باشد، در صورتی که زمان رفت و برگشت بین سرویس گیرنده و سرویس دهنده ۱۰۰ میلی ثانیه و زمان ارسال Objectها ناچیز باشد، به ترتیب با استفاده از پروتکل Non-persistent HTTP و HTTP Persistent از زمانی که شخص روی لینک کلیک می‌کند تا زمانی که صفحه وب را به طور کامل دریافت می‌کند بر حسب میلی ثانیه چقدر طول می‌کشد؟**

۱) ۱۸۰۰ و ۹۰۰ ۲) ۹۰۰ و ۳۰۰ ۳) ۱۸۰۰ و ۳۰۰ ۴) ۳۰۰ و ۱۰۰

داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$L_{\text{Base HTML File}} = ۰$, $L_{\text{Object}} = ۰$

$RTT = ۱۰۰\,\text{msec}$

$\text{Cardinality(Object)} = ۸$, $T_{\text{DNS LOOK UP}} = ۰$

روش ناپایدار و ترتیبی:

$$\left[(\underset{۱۰۰}{RTT} + \underset{۱۰۰}{RTT} + \underset{\text{صفر}}{T_F})\right] + \left[۸ \times (\underset{۱۰۰}{RTT} + \underset{۱۰۰}{RTT}) + \underset{\text{صفر}}{\sum_{i=1}^{۸} T_F(i)}\right]$$

$\rightarrow ۲۰۰ + ۱۶۰۰ = ۱۸۰۰\ \text{ms}$

روش ناپایدار و موازی نامحدود:

$$\left[(\underset{۱۰۰}{RTT} + \underset{۱۰۰}{RTT} + \underset{\text{صفر}}{T_F})\right] + \left[۱ \times (\underset{۱۰۰}{RTT} + \underset{۱۰۰}{RTT}) + \underset{\text{صفر}}{\sum_{i=1}^{۸} T_F(i)}\right]$$

$\rightarrow ۲۰۰ + ۲۰۰ = ۴۰۰\ \text{ms}$

khalilifar.ir

روش پایدار و ترتیبی:

$$\left[\left(\frac{RTT}{۱۰۰}+\frac{RTT}{۱۰۰}+\frac{T_F}{\text{صفر}}\right)\right]+\left[۸\times\left(\frac{RTT}{۱۰۰}\right)+\sum_{i=۱}^{۸}\frac{T_F(i)}{\text{صفر}}\right]$$

$$\rightarrow ۲۰۰+۸۰۰=۱۰۰۰\ \text{ms}$$

روش پایدار و موازی نامحدود:

$$\left[\left(\frac{RTT}{۱۰۰}+\frac{RTT}{۱۰۰}+\frac{T_F}{\text{صفر}}\right)\right]+\left[۱\times\left(\frac{RTT}{۱۰۰}\right)+\sum_{i=۱}^{۸}\frac{T_F(i)}{\text{صفر}}\right]$$

$$\rightarrow ۲۰۰+۱۰۰=۳۰۰\ \text{ms}$$

۲- گزینه (۳) صحیح است.

سرعت دانلود یک client بدون Download Manager

در این حالت هر یک از clientها دارای یک اتصال TCP هستند، بنابراین هر یک از clientها به اندازه $\frac{۱}{۱۰}$ از پهنای باند را مصرف می‌کنند.

سرعت دانلود یک client با استفاده از Download Manager

در این حالت یکی از clientها که از Download Manager استفاده می‌کند به طور همزمان دارای ۹ عدد اتصال TCP است و سایر client ها همچنان دارای ۱ اتصال TCP هستند. بنابراین ۱۰ عدد client بر روی هم دارای ۱۸ (۹+۹) اتصال TCP هستند: که از این ۱۸ اتصال، $\frac{۹}{۱۸}$ مربوط به clientی است که از Download Manager استفاده کرده است. بنابراین $\frac{\frac{۹}{۱۸}}{\frac{۱}{۱۰}}=۵$ برابر سرعت زیادتر شده است.

۳- گزینه (۱) صحیح است.

پروتکل HTTP در لایه کاربرد

به برنامه کاربردی که روی اینترنت نوشته شده است، world wide web یا شبکه جهانی وب گفته می‌شود. زیرا documentهایی داریم که Linkها را به هم متصل می‌کند، پروتکلی که برای آن طراحی شده است، پروتکل HTTP (HyperText Transfer Protocol) نام دارد.

کاری که HTTP انجام می‌دهد این است که clientها، objectها را به web server، request می‌دهند و web server هم objectها را می‌آورد.

khalilifar.ir

objectها می‌توانند یک فایل HTML با یک تصویر JPEG و ... باشند که توسط این پروتکل می‌توانند منتقل شوند.
هر object ای در محیط عملیاتی اینترنت با یک آدرس منحصر به فرد معرفی می‌شود که به آن URL گفته می‌شود. URL سرواژه عبارت Uniform Resource Locator می‌باشد.

مثال:

www.iust.ac.ir/index.htm
/home/logo.jpg
/home/Header.jpg

در صفحه اول دانشگاه ممکن است n تا object وجود داشته باشد.
پس اولین کاری که می‌کنیم تا یک صفحه web بیاید این است که یک request از سمت Client به Server بدهیم بدون این که چیزی مشخص کنیم. از آنجاییکه پروتکل http به دلیل دغدغه صحت داشتن با پروتکل TCP در لایه انتقال کار می‌کند، در ادامه ابتدا TCP درخواست Clint به سمت Server را معوق می‌کند تا یک TCP Connection مابین فرستنده و گیرنده برای درخواست و دریافت فایل پایه HTML ایجاد کند. این TCP Connection در سه گام یعنی (۱) فاز برقراری اتصال (3–way handshaking)، (۲) فاز تبادل داده و (۳) فاز رهاسازی اتصال انجام می‌گردد. که در ادامه به بررسی فاز برقراری اتصال (3–way handshaking) می‌پردازیم:

فاز برقراری اتصال (3–way handshaking)

برای ایجاد TCP Connection ، سه پیغام TCP رد و بدل می‌شود که به آن 3–way handshaking (دست‌تکاندهی سه طرفه) نیز گفته می‌شود. مراحل فاز برقراری اتصال به صورت زیر است:
۱) ابتدا Clinet، درخواست برقراری Connection را به Server می‌دهد.(SYN=1)
۲) Server یک ACK به Client ارسال می‌کند یعنی می‌پذیرد که Connection سمت Client به سمت Server باز شود. همچنین Server علاوه بر ACK یک درخواست ایجاد Connection از سمت Server به Client هم می‌فرستد.(ACK=1, SYN=1)
توجه: Server ACK و درخواست ایجاد Connection هر دو با هم از طرف Server در قالب یک پیام به سمت Client ارسال می‌گردد.
توجه: وقتی Client، ACK را از Server گرفت، Connection سمت Client به Server باز می‌شود، پس Client می‌تواند داده و درخواست بفرستد. Client این اختیار را دارد که همراه ACK، داده و درخواست هم بفرستد.
۳) Client یک ACK به Server ارسال می‌کند یعنی می‌پذیرد که Connection سمت Server به سمت Client باز شود. (ACK=1)

khalilifar.ir

توجه: وقتی Server، ACK را از Client گرفت، Connection سمت Server به Client باز می‌شود، پس Server می‌تواند داده و درخواست بفرستد.

توجه: TCP، Connectionهایش دو طرفه است، یعنی هم از سمت Client به سمت Server یک Connection ایجاد می‌کند و هم از سمت Server به سمت Client یک Connection ایجاد می‌کند.

توجه: تا این سه پیغام رد و بدل نشوند. Connection بین Client و Server ایجاد نشده است، به این سه پیغام در TCP اصطلاحاً 3-way handshaking گفته می‌شود. به معنی دست‌تکان‌دهی سه طرفه، در واقع با این کار، دو گره دارند عمل خوشامدگویی انجام می‌دهند و سپس Connection به شکل دو طرفه برقرار می‌شود.

مثال: مثلاً شما وقتی دوستتان را ببینید برای باز کردن سر صحبت یک سری تعارفات اولیه انجام می‌دهید: سلام، ... ، دست دادن ... این‌ها که گفتیم برای فاز برقراری اتصال بود.

توجه: پس حداقل یک زمان رفت و برگشت طول می‌کشد تا Client بتواند یک request مربوط به درخواست و دریافت فایل پایه html را بدهد. البته اگر request اش را همراه ACK بدهد، که معمولا به این صورت است. به این زمان رفت و برگشت اصطلاحا RTT یا Round Trip Time گفته می‌شود.

توجه: این تأخیر RTT از موقعی که Client یک request به Server می‌دهد تا ACK آن را دریافت کند یعنی Connection برقرار شود، یا از موقعی که یک پیغام می‌دهد تا جواب آن را بگیرد، شامل تمام تأخیرهای شبکه است، تأخیر انتقال (T_F)، تأخیر انتشار (T_{Prop})، تأخیر صف (T_{queue})، تأخیر پردازش $(T_{process})$.

توجه: RFC ای که برای HTTP وجود دارد RFC۱۹۵۴ و RFC۲۶۱۶ است.

توجه: تمام پروتکل‌هایی که در شبکه‌ی اینترنت وجود دارند، دارای RFC هستند، برای مثال برای دیدن جزئیات آن ها باید RFCشان را بگیریم و مطالعه کنیم یا اگر بخواهیم آن‌ها را پیاده‌سازی کنیم باید RFC آنها را تهیه کنیم. RFC مانند کتاب قانون است، قوانینی دارد که می‌گوید:

۱- اول این کار را انجام بده

۲- این پیغام را دریافت کردی، بعد این کار را انجام بده و ...

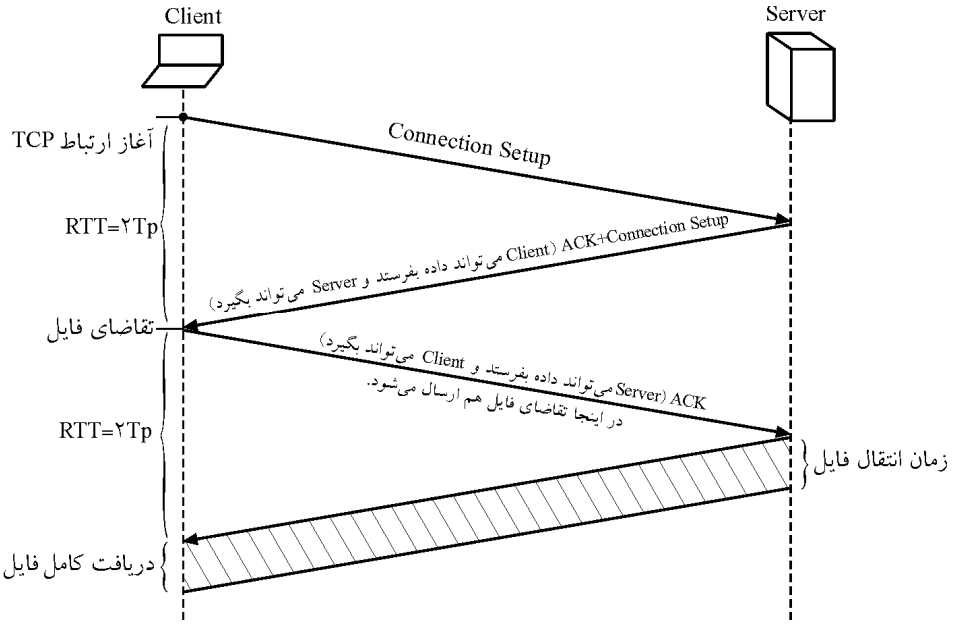
RFC یک Reference برای پیاده سازی بدون ابهام است.

توجه: شرح RFC ها در سایت IETF.ORG قرار دارد.

توجه: پس از آنکه فاز برقراری اتصال (3-way handshaking) انجام شد، یعنی Connection سمت Client به Server باز شد. آنگاه نوبت به ارسال request به معنی درخواست و دریافت فایل پایه HTML از سمت Client به Server می‌رسد، این صفحه‌ی اصلی یعنی فایل پایه HTML به فرمت HTML می‌آید، در فایل پایه HTML گفته شده است که در آن چند object وجود دارد و بعد browser شما objectها را به آن شکلی که هست نشان می‌دهد. در این حالت نقشه

khalilifar.ir

درخواست و دریافت objectها در فایل پایه HTML مشخص شده است. شکل زیر گویای مطلب می‌باشد:



به طور کلی زمان دستیابی به یک صفحه وب به طور کامل از رابطه زیر محاسبه می‌گردد:

$$T_{Access\ (Website)} = T_{Translate\ (Domain\ to\ IP)} + T_{Destination} = T_{DNS\ LOOK\ UP} + T_{HTTP}$$

توجه: فرض کنید در مرورگر وب خود برای دریافت یک صفحه وب به طور کامل بر روی یک لینک کلیک می‌کنید و آدرس IP مربوط به این URL در میزبان محلی **ذخیره نشده** است، در نتیجه برای به دست آوردن آدرس IP به یک DNS LOOK UP نیاز است. فرض کنید برای دریافت آدرس IP از طریق سرویس DNS، n سرور DNS ملاقات می‌شوند و تاخیر زمان رفت و برگشت معادل RTT1 تا RTTn باشد. بنابراین بدون در نظر گرفتن زمان مربوط به درخواست و دریافت فایل پایه html و objectهای موجود در آن، رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$T_{Access\ (Website)} = T_{Translate\ (Domain\ to\ IP)} + T_{Destination} = T_{DNS\ LOOK\ UP} + T_{HTTP} = \sum_{i=1}^{n} RTT_i + T_{HTTP}$$

حال در ادامه به نحوه‌ی محاسبه T_{HTTP} در شرایط مختلف می‌پردازیم:

توجه: از پروتکل HTTP به دو حالت می‌توان استفاده کرد:

(۱) non-persistent http : ناپایدار

(۲) persistent http : پایدار

khalilifar.ir

Non-persistent http ناپایدار(غیرمصر یا غیرمداوم)

در حالت Non-persistent http یک TCP connection مابین فرستنده و گیرنده برای درخواست و دریافت فایل پایه HTML ایجاد می‌گردد و در انتها Connection بسته می‌شود. در ادامه نیز برای درخواست و دریافت objectها به طور مستقل Connection باز و بسته می‌شود.

حالت Non-persistent http خود به سه روش ترتیبی، موازی نامحدود و موازی محدود وجود دارد، که روابط آن به صورت زیر است:

روش ناپایدار ترتیبی:

$$\left[\overset{\text{درخواست و برقراری ارتباط}}{\overset{\uparrow}{RTT}}+\overset{\text{زمان انتقال فایل اصلی}}{\underset{\downarrow}{RTT}}+\overset{\uparrow}{T_F}\right]+\left[\underset{\downarrow}{n}\times\left(\overset{\text{درخواست و برقراری ارتباط}}{\overset{\uparrow}{RTT}}+\underset{\downarrow}{RTT}\right)+\overset{\text{زمان انتقال object}}{\overset{\uparrow}{\sum_{i=1}^{n}T_F(i)}}\right]$$

(درخواست و دریافت فایل اصلی) — (تعداد درخواست‌ها) — (درخواست و دریافت objectها)

روش ناپایدار موازی نامحدود:

$$\left[\overset{\text{درخواست و برقراری ارتباط}}{\overset{\uparrow}{RTT}}+\overset{\text{زمان انتقال فایل اصلی}}{\underset{\downarrow}{RTT}}+\overset{\uparrow}{T_F}\right]+\left[\underset{\downarrow}{n}\times\left(\overset{\text{درخواست و برقراری ارتباط}}{\overset{\uparrow}{RTT}}+\underset{\downarrow}{RTT}\right)+\overset{\text{زمان انتقال object}}{\overset{\uparrow}{\sum_{i=1}^{n}T_F(i)}}\right]$$

(درخواست و دریافت فایل اصلی) — (یک) — (درخواست موازی و دریافت موازی)

روش ناپایدار موازی محدود:

$$\left[\overset{\text{درخواست و برقراری ارتباط}}{\overset{\uparrow}{RTT}}+\overset{\text{زمان انتقال فایل اصلی}}{\underset{\downarrow}{RTT}}+\overset{\uparrow}{T_F}\right]+\left[\underset{\downarrow}{n}\times\left(\overset{\text{درخواست و برقراری ارتباط}}{\overset{\uparrow}{RTT}}+\underset{\downarrow}{RTT}\right)+\overset{\text{زمان انتقال object}}{\overset{\uparrow}{\sum_{i=1}^{n}T_F(i)}}\right]$$

(درخواست و دریافت فایل اصلی) — (تعداد درخواست‌ها) — (درخواست موازی و دریافت موازی)

persistent http پایدار(مصر یا مداوم)

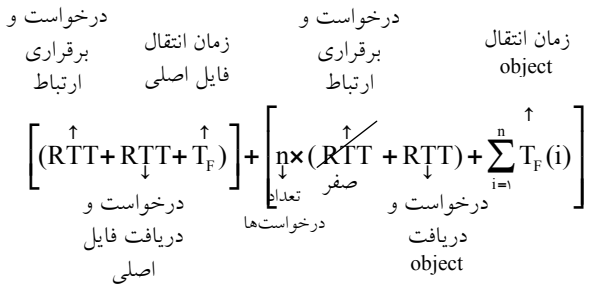
در حالت persistent http یک TCP connection مابین فرستنده و گیرنده برای درخواست و دریافت فایل پایه HTML ایجاد می‌گردد و در انتها Connection باز می‌ماند. در ادامه نیز برای

khalilifar.ir

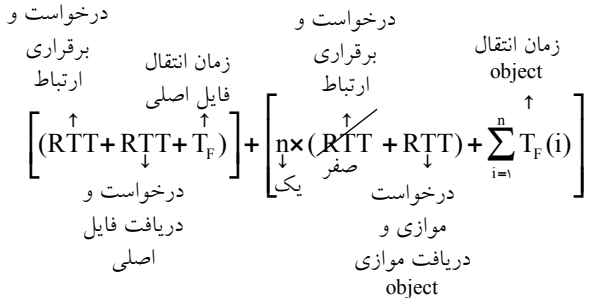
درخواست و دریافت object ها همان TCP connection اولیه مورد استفاده قرار می‌گیرد.

حالت persistent http خود به سه روش ترتیبی، موازی نامحدود و موازی محدود وجود دارد، که روابط آن به صورت زیر است:

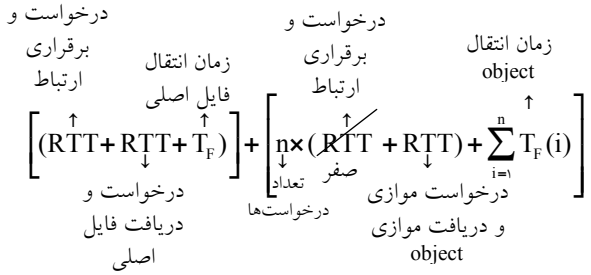
روش پایدار ترتیبی:



پایدار موازی نامحدود:



روش پایدار موازی محدود:



توجه: اگر برای مدتی روی Connection ، request ای نیاید، server آن را می‌بندد.

توجه: بستگی به برنامه کاربردی دارد Persistent یا Non persistent را انتخاب کند. پروتکل HTTP به هر دو اجازه می‌دهد.

در صورت سوال گفته شده است که **کاربری با استفاده از مرورگر وب اقدام به دریافت یک صفحه وب می‌نماید. صفحه وب شامل یک فایل html و ۹ فایل است. اندازه هر ۱۰ فایل مساوی و پنج هزار بایت است. مرورگر وب از (http 1.0 (non-persistan استفاده می‌کند. وب سرور حداکثر اجازه پنج ارتباط**

khalilifar.ir

TCP همزمان به یک کلاینت را می‌دهد. چنانچه گذردهی شبکه بین کامپیوتر کاربر و وب سرور $۱۰^۶$ bps باشد، زمان لازم برای دریافت این صفحه برحسب ثانیه (sec) چقدر است؟ زمان رفت و برگشت (RTT) بین کلاینت و سرور را ۰/۱ ثانیه در نظر بگیرید.

۱) ۱/۰ ۲) ۱/۲ ۳) ۱/۴ ۴) ۱/۵

داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$L_{Base\ HTML} = ۵۰۰۰\ Byte\ ,\ L_{Object} = ۵۰۰۰\ Byte$

$R_{TOTAL\ CHANNEL} = ۱۰^۶\ bps,\ RTT = ۰/۱\ s$

$Cardinality(Object) = ۹,\ T_{DNS\ LOOK\ UP} = ۰$

رابطه روش ناپایدار موازی محدود به صورت زیر است:

$$\left[\overset{\text{درخواست و برقراری ارتباط}}{\overset{\uparrow}{RTT}} + \underset{\text{درخواست و دریافت فایل اصلی}}{\underset{\downarrow}{RTT}} + \overset{\text{زمان انتقال فایل اصلی}}{\overset{\uparrow}{T_F}}\right] + \left[\underset{\text{تعداد درخواست‌ها}}{\underset{\downarrow}{n}} \times \left(\overset{\text{درخواست و برقراری ارتباط}}{\overset{\uparrow}{RTT}} + \underset{\text{درخواست موازی و دریافت موازی}}{\underset{\downarrow}{RTT}}\right) + \overset{\text{زمان انتقال object}}{\overset{\uparrow}{\sum_{i=۱}^{n} T_F(i)}}\right]$$

$T_{F(Base\ HTML)}$ از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_{F(Base\ HTML)} = \frac{L_{Base\ HTML}}{R_{TOTAL\ CHANNEL}}$$

$T_{F(Base\ HTML)}$، زمان انتقال فایل پایه html به داخل کانال انتقال است.

که $L_{Base\ HTML}$ برابر اندازه فایل پایه html و $R_{TOTAL\ CHANNEL}$ برابر نرخ انتقال کل کانال می‌باشد.

$T_{F(Object)}$ از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_{F(Object)} = \frac{L_{Object}}{R_{TOTAL\ CHANNEL}}$$

$T_{F(Object)}$، زمان انتقال Object به داخل کانال انتقال است.

که L_{Object} برابر اندازه Object و $R_{TOTAL\ CHANNEL}$ برابر نرخ انتقال کل کانال می‌باشد.

با توجه به شرایط ذکر شده در صورت سؤال، مطابق آنچه گفتیم ابتدا بایستی فایل پایه HTML را دریافت کرد و سپس ۹ فایل دیگر را دریافت کرد و حالا با توجه به نوع ارتباط که **ناپایدار موازی محدود** است و تنها می‌توان **۵ کانکشن موازی** داشت بایستی اینگونه عمل کنیم:

ابتدا یک RTT صرف درخواست و برقراری ارتباط می‌شود، سپس RTT دیگر صرف درخواست و دریافت فایل پایه HTML می‌شود و پس از آن ارتباط قطع می‌شود، بعد از دریافت فایل پایه HTML ، با ۵ کانکشن موازی درخواست و برقراری ارتباط را در یک RTT می‌دهیم و در RTT

khalilifar.ir

بعدی ۵ فایل را دریافت می‌کنیم و پس از آن ارتباط قطع می‌شود، سپس با توجه به اینکه تنها ۴ فایل باقیمانده است، با ۴ کانکشن موازی دیگر درخواست و برقراری ارتباط را در یک RTT می‌دهیم و در RTT بعدی ۴ فایل باقی‌مانده را دریافت می‌کنیم. بنابراین مقدار n در رابطه فوق باعنوان تعداد درخواست‌ها برابر ۲ خواهد بود، زیرا دو کانکشن یکی ۵ تایی و دیگری ۴تایی ایجاد کردیم.

که پس از جایگذاری اولیه رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$\left[(\underset{۰/۱}{\cancel{RTT}}+\underset{۰/۱}{\cancel{RTT}}+\frac{۵۰۰۰\times۸}{۱۰^۶})\right]+\left[۲\times(\underset{۰/۱}{\cancel{RTT}}+\underset{۰/۱}{\cancel{RTT}})+۹\times\frac{۵۰۰۰\times۸}{۱۰^۶}\right]$$

پس از جایگذاری نهایی رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$[(۰/۱+۰/۱+۰/۰۴)]+[۲\times(۰/۱+۰/۱)+۹\times۰/۰۴]=[(۰/۲۴)]+[۰/۴+۰/۳۶]$$

$$\rightarrow [(۰/۲۴)]+[۰/۷۶]=۱\ s$$

مثال: فرض کنید کامپیوتر A می‌خواهد یک فایل HTML به حجم ۳/۶ کیلوبایت را که خود حاوی object 3 که حجم هر کدام از آن‌ها نیز ۳/۶ کیلوبایت است را از وب سرور B دریافت کند. اگر پهنای باند دریافت A، ۱ Mbps و تأخیر انتشار یک طرفه ۲۰ms باشد و با فرض اینکه طول پیغام‌های کنترلی ناچیز باشد و حداکثر اندازه هر سگمنت ۱/۸ Mss کیلوبایت است و اندازه پنجره TCP همواره ثابت و برابر یک باشد و در حین انتقال هیچگونه خطا و ازدحامی رخ ندهد، به روش ناپایدار و ترتیبی دریافت این صفحه وب به طور کامل چقدر طول می‌کشد؟

پاسخ:

ابتدا زمان انتقال یک سگمنت را محاسبه می‌کنیم:

$$T_{segment}=\frac{L}{R}=\frac{۱/۸\times۱۰^۳\times۸}{۱۰^۶}=۱۴/۴\ ms\ \rightarrow\ T_F=۲\times T_{segment}=۲\times۱۴/۴=۲۸/۸$$

$$RTT=۲\times T_P=۲\times۲۰\ ms=۴۰\ ms$$

توجه: دقت کنید فایل اصلی و object ها، هر کدام در ۲ سگمنت جا می‌شوند.

$$(\underset{۴۰}{\cancel{RTT}}+\underset{\downarrow}{RTT}+\underset{۲۸/۸}{\cancel{T_F}})+\left[۳\times(\underset{۴۰}{\cancel{RTT}}+\underset{\downarrow}{RTT})+\overset{۳\times۲۸/۸=۸۶/۴}{\cancel{\sum_{i=۱}^{۳}T_F(i)}}\right]$$

برای ۲ سگمنت ۲ بار درخواست و دریافت $۲\times۴۰=۸۰$

برای ۲ سگمنت ۲ بار درخواست و دریافت $۲\times۴۰=۸۰$

$$\rightarrow\ ۴۸۰+۱۱۵/۲=۵۹۵/۲\ ms$$

khalilifar.ir

مثال: مسئله قبل را به روش ناپایدار و موازی حل کنید:

$$\underbrace{(\cancel{RTT}+RTT+\cancel{T_F})}_{\text{برای ۲ سگمنت ۲ بار درخواست و دریافت } ۲\times۴۰=۸۰} + \underbrace{\left[۱\times(\cancel{RTT}+RTT)+\sum_{i=۱}^{۳}\cancel{T_F}(i)\right]}_{\text{برای ۲ سگمنت ۲ بار درخواست و دریافت } ۲\times۴۰=۸۰}$$

$۳\times۲۸/۸=۸۶/۴$

$$\rightarrow \quad ۲۴۰+۱۱۵/۲=۳۵۵/۲ \text{ ms}$$

توجه: یک درخواست برای برقراری ارتباط با مدت زمان ۴۰ms انجام می‌گردد و یک درخواست موازی برای دریافت موازی ۳ object انجام می‌شود، اما از آنجا که هر object در دو سگمنت جا می‌شود، بنابراین در زمان $۲\times۴۰=۸۰$ ms هر ۳ object دریافت می‌گردند.

۴- گزینه () صحیح است.

توجه: سازمان سنجش آموزش کشور، در کلید اولیه خود، گزینه دوم را به عنوان پاسخ اعلام کرده بود. اما در کلید نهایی این سوال حذف گردید، که کار درستی بوده است.

پروتکل HTTP در لایه کاربرد

به برنامه کاربردی که روی اینترنت نوشته شده است، world wide web یا شبکه جهانی وب گفته می‌شود. زیرا documentهایی داریم که Linkها را به هم متصل می‌کند، پروتکلی که برای آن طراحی شده است، پروتکل HTTP (HyperText Transfer Protocol) نام دارد.

کاری که HTTP انجام می‌دهد این است که clientها، objectها را به web server، request می‌دهند و web server هم objectها را می‌آورد.

objectها می‌توانند یک فایل HTML با یک تصویر JPEG و ... باشند که توسط این پروتکل می‌توانند منتقل شوند.

هر object ای در محیط عملیاتی اینترنت با یک آدرس منحصر به فرد معرفی می‌شود که به آن URL گفته می‌شود. URL سرواژه عبارت Uniform Resource Locator می‌باشد.

مثال:

www.iust.ac.ir/index.htm
/home/logo.jpg
/home/Header.jpg

در صفحه اول دانشگاه ممکن است n تا object وجود داشته باشد.

پس اولین کاری که می‌کنیم تا یک صفحه web بیاید این است که یک request از سمت Client به Server بدهیم بدون این که چیزی مشخص کنیم. از آنجاییکه پروتکل http به دلیل دغدغه صحت داشتن با پروتکل TCP در لایه انتقال کار می‌کند، در ادامه ابتدا TCP درخواست Clint به سمت

khalilifar.ir

Server را معوق می‌کند تا یک TCP Connection مابین فرستنده و گیرنده برای درخواست و دریافت فایل پایه HTML ایجاد کند. این TCP Connection در سه گام یعنی (۱) فاز برقراری اتصال (3–way handshaking)، (۲) فاز تبادل داده و (۳) فاز رهاسازی اتصال انجام می‌گردد. که در ادامه به بررسی فاز برقراری اتصال (3–way handshaking) می‌پردازیم:

فاز برقراری اتصال (3–way handshaking)

برای ایجاد TCP Connection ، سه پیغام TCP رد و بدل می‌شود که به آن 3–way handshaking (دست‌تکاندهی سه طرفه) نیز گفته می‌شود. مراحل فاز برقراری اتصال به صورت زیر است:

۱) ابتدا Clinet، درخواست برقراری Connection را به Server می‌دهد.(SYN=1)

۲) Server یک ACK به Client ارسال می‌کند یعنی می‌پذیرد که Connection سمت Client به سمت Server باز شود. همچنین Server علاوه بر ACK یک درخواست ایجاد Connection از سمت Server به Client هم می‌فرستد.(ACK=1, SYN=1)

توجه: Server ACK و درخواست ایجاد Connection هر دو با هم از طرف Server در قالب یک پیام به سمت Client ارسال می‌گردد.

توجه: وقتی Client، ACK را از Server گرفت، Connection سمت Client به Server باز می‌شود، پس Client می‌تواند داده و درخواست بفرستد. Client این اختیار را دارد که همراه ACK، داده و درخواست هم بفرستد.

۳) Client یک ACK به Server ارسال می‌کند یعنی می‌پذیرد که Connection سمت Server به سمت Client باز شود. (ACK=1)

توجه: وقتی Server، ACK را از Client گرفت، Connection سمت Server به Client باز می‌شود، پس Server می‌تواند داده و درخواست بفرستد.

توجه: TCP، Connectionهایش دو طرفه است، یعنی هم از سمت Client به سمت Server یک Connection ایجاد می‌کند و هم از سمت Server به سمت Client یک Connection ایجاد می‌کند.

توجه: تا این سه پیغام رد و بدل نشوند. Connection بین Client و Server ایجاد نشده است، به این سه پیغام در TCP اصطلاحاً 3–way handshaking گفته می‌شود. به معنی دست‌تکان‌دهی سه طرفه، در واقع با این کار، دو گره دارند عمل خوشامدگویی انجام می‌دهند و سپس Connection به شکل دو طرفه برقرار می‌شود.

مثال: مثلاً شما وقتی دوستتان را ببینید برای باز کردن سر صحبت یک سری تعارفات اولیه انجام می‌دهید: سلام، ... ، دست دادن ... این‌ها که گفتیم برای فاز برقراری اتصال بود.

توجه: پس حداقل یک زمان رفت و برگشت طول می‌کشد تا Client بتواند یک request مربوط به درخواست و دریافت فایل پایه html را بدهد. البته اگر request اش را همراه ACK بدهد، که معمولا به این صورت است. به این زمان رفت و برگشت اصطلاحا RTT یا Round Trip Time گفته می‌شود.

khalilifar.ir

توجه: این تأخیر RTT از موقعی که Client یک request به Server می‌دهد تا ACK آن را دریافت کند یعنی Connection برقرار شود، یا از موقعی که یک پیغام می‌دهد تا جواب آن را بگیرد، شامل تمام تأخیرهای شبکه است، تأخیر انتقال (T_F)، تأخیر انتشار (T_{Prop})، تأخیر صف (T_{queue})، تأخیر پردازش $(T_{process})$.

توجه: RFC ای که برای HTTP وجود دارد RFC۱۹۵۴ و RFC۲۶۱۶ است.

توجه: تمام پروتکل‌هایی که در شبکه‌ی اینترنت وجود دارند، دارای RFC هستند، برای مثال برای دیدن جزئیات آن ها باید RFCشان را بگیریم و مطالعه کنیم یا اگر بخواهیم آن‌ها را پیاده‌سازی کنیم باید RFC آنها را تهیه کنیم. RFC مانند کتاب قانون است، قوانینی دارد که می‌گوید:

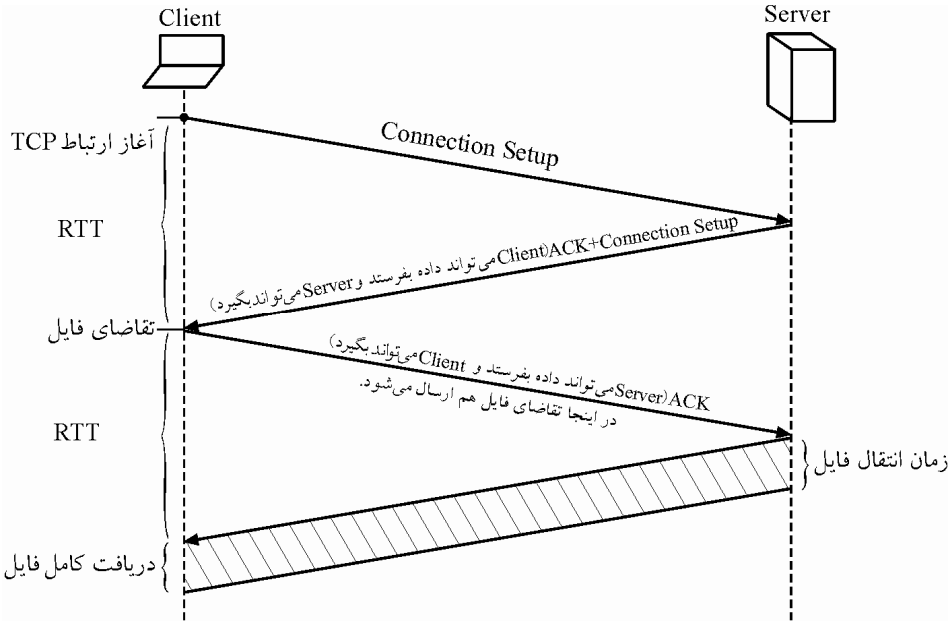
۱- اول این کار را انجام بده

۲- این پیغام را دریافت کردی، بعد این کار را انجام بده و ...

RFC یک Reference برای پیاده سازی بدون ابهام است.

توجه: شرح RFC ها در سایت IETF.ORG قرار دارد.

توجه: پس از آنکه فاز برقراری اتصال (3-way handshaking) انجام شد، یعنی Connection سمت Client به Server باز شد. آنگاه نوبت به ارسال request به معنی درخواست و دریافت فایل پایه HTML از سمت Client به Server می‌رسد، این صفحه‌ی اصلی یعنی فایل پایه HTML به فرمت HTML می‌آید، در فایل پایه HTML گفته شده است که در آن چند object وجود دارد و بعد browser شما objectها را به آن شکلی که هست نشان می‌دهد. در این حالت نقشه درخواست و دریافت objectها در فایل پایه HTML مشخص شده است. شکل زیر گویای مطلب می‌باشد:



khalilifar.ir

به طور کلی زمان دستیابی به یک صفحه وب به طور کامل از رابطه زیر محاسبه می‌گردد:

$$T_{Access\ (Website)} = T_{Translate\ (Domain\ to\ IP)} + T_{Destination} = T_{DNS\ LOOK\ UP} + T_{HTTP}$$

توجه: فرض کنید در مرورگر وب خود برای دریافت یک صفحه وب به طور کامل بر روی یک لینک کلیک می‌کنید و آدرس IP مربوط به این URL در میزبان محلی **ذخیره نشده** است، در نتیجه برای به دست آوردن آدرس IP به یک DNS LOOK UP نیاز است. فرض کنید برای دریافت آدرس IP از طریق سرویس DNS، n سرور DNS ملاقات می‌شوند و تاخیر زمان رفت و برگشت معادل RTT1 تا RTTn باشد. بنابراین بدون در نظر گرفتن زمان مربوط به درخواست و دریافت فایل پایه html و objectهای موجود در آن، رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$T_{Access\ (Website)} = T_{Translate\ (Domain\ to\ IP)} + T_{Destination} = T_{DNS\ LOOK\ UP} + T_{HTTP} = \sum_{i=1}^{n} RTT_i + T_{HTTP}$$

حال در ادامه به نحوه‌ی محاسبه T_{HTTP} در شرایط مختلف می‌پردازیم:

توجه: از پروتکل HTTP به دو حالت می‌توان استفاده کرد:

(۱) non-persistent http : ناپایدار و (۲) persistent http : پایدار

Non-persistent http ناپایدار(غیرمصر یا غیرمداوم)

در حالت Non-persistent http یک TCP connection مابین فرستنده و گیرنده برای درخواست و دریافت فایل پایه HTML ایجاد می‌گردد و در انتها Connection بسته می‌شود. در ادامه نیز برای درخواست و دریافت objectها به طور مستقل Connection باز و بسته می‌شود.

حالت Non-persistent http خود به سه روش ترتیبی، موازی نامحدود و موازی محدود وجود دارد، که روابط آن به صورت زیر است:

روش ناپایدار ترتیبی:

$$\left[(RTT + RTT + T_F)\right] + \left[n \times (RTT + RTT) + \sum_{i=1}^{n} T_F(i)\right]$$

(درخواست و برقراری ارتباط؛ زمان انتقال فایل اصلی؛ درخواست و دریافت فایل اصلی؛ درخواست و برقراری ارتباط؛ تعداد درخواست‌ها؛ درخواست و دریافت objectها؛ زمان انتقال object)

روش ناپایدار موازی نامحدود:

$$\left[(RTT + RTT + T_F)\right] + \left[n \times (RTT + RTT) + \sum_{i=1}^{n} T_F(i)\right]$$

(درخواست و برقراری ارتباط؛ زمان انتقال فایل اصلی؛ درخواست و دریافت فایل اصلی؛ درخواست و برقراری ارتباط؛ یک؛ درخواست موازی و دریافت موازی؛ زمان انتقال object)

khalilifar.ir

روش ناپایدار موازی محدود:

$$\left[(RTT+RTT+T_F)\right]+\left[n\times(RTT+RTT)+\sum_{i=1}^{n}T_F(i)\right]$$

(درخواست و برقراری ارتباط؛ زمان انتقال فایل اصلی؛ درخواست و دریافت فایل اصلی؛ تعداد درخواست‌ها؛ درخواست و دریافت موازی؛ زمان انتقال object)

persistent http پایدار (مصر یا مداوم)

در حالت persistent http یک TCP connection مابین فرستنده و گیرنده برای درخواست و دریافت فایل پایه HTML ایجاد می‌گردد و در انتها Connection باز می‌ماند. در ادامه نیز برای درخواست و دریافت object ها همان TCP connection اولیه مورد استفاده قرار می‌گیرد.

حالت persistent http خود به سه روش ترتیبی، موازی نامحدود و موازی محدود وجود دارد، که روابط آن به صورت زیر است:

روش پایدار ترتیبی:

$$\left[(RTT+RTT+T_F)\right]+\left[n\times(RTT+RTT)+\sum_{i=1}^{n}T_F(i)\right]$$

(درخواست و برقراری ارتباط؛ زمان انتقال فایل اصلی؛ درخواست و دریافت فایل اصلی؛ تعداد درخواست‌ها = صفر؛ درخواست و دریافت object؛ زمان انتقال object)

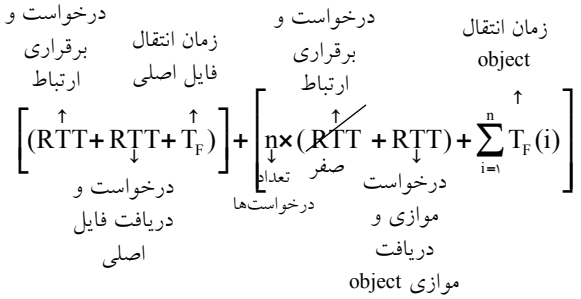
پایدار موازی نامحدود:

$$\left[(RTT+RTT+T_F)\right]+\left[n\times(RTT+RTT)+\sum_{i=1}^{n}T_F(i)\right]$$

(درخواست و برقراری ارتباط؛ زمان انتقال فایل اصلی؛ درخواست و دریافت فایل اصلی؛ تعداد درخواست‌ها = صفر یک؛ درخواست موازی و دریافت موازی object؛ زمان انتقال object)

khalilifar.ir

روش پایدار موازی محدود:



$$\left[(\overset{\uparrow}{RTT}+\underset{\downarrow}{RTT}+\overset{\uparrow}{T_F})\right]+\left[\underset{\downarrow}{n}\times(\overset{\uparrow}{\cancel{RTT}}+\underset{\downarrow}{RTT})+\sum_{i=1}^{n}\overset{\uparrow}{T_F}(i)\right]$$

توجه: اگر برای مدتی روی Connection ، request ای نیاید، server آن را می‌بندد.

توجه: بستگی به برنامه کاربردی دارد Persistent یا Non persistent را انتخاب کند. پروتکل HTTP به هر دو اجازه می‌دهد.

مثال- فرض کنید شخصی در مرورگر وب خود روی یک لینک برای دریافت یک صفحه وب کلیک می‌کند. اگر آدرس IP مربوط به این URL در میزبان به صورت محلی وجود داشته باشد و فایل HTML مرتبط با این لینک دارای هشت Object باشد، در صورتی که زمان رفت و برگشت بین سرویس گیرنده و سرویس‌دهنده ۱۰۰ میلی ثانیه و زمان ارسال Objectها ناچیز باشد، به ترتیب با استفاده از پروتکل Non-persistent HTTP روش ترتیبی و HTTP Persistent روش موازی نامحدود از زمانی که شخص روی لینک کلیک می کند تا زمانی که صفحه وب را به طور کامل دریافت می‌کند بر حسب میلی ثانیه چقدر طول می‌کشد؟

۱) ۱۸۰۰ و ۹۰۰ ۲) ۹۰۰ و ۳۰۰ ۳) ۱۸۰۰ و ۳۰۰ ۴) ۳۰۰ و ۱۰۰

پاسخ- گزینه (۳) صحیح است.

داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$L_{\text{Base HTML File}} = ۰$, $L_{\text{Object}} = ۰$

$RTT = ۱۰۰\,\text{msec}$

$\text{Cardinality(Object)} = ۸$, $T_{\text{DNS LOOK UP}} = ۰$

روش ناپایدار و ترتیبی:

$$\left[(\underset{۱۰۰}{\cancel{RTT}}+\underset{۱۰۰}{\cancel{RTT}}+\underset{\text{صفر}}{\cancel{T_F}})\right]+\left[۸\times(\underset{۱۰۰}{\cancel{RTT}}+\underset{۱۰۰}{\cancel{RTT}})+\underset{\text{صفر}}{\cancel{\sum_{i=1}^{۸}T_F(i)}}\right]$$

$\rightarrow ۲۰۰+۱۶۰۰=۱۸۰۰\ \text{ms}$

روش ناپایدار و موازی نامحدود:

$$\left[(\underset{۱۰۰}{\cancel{RTT}}+\underset{۱۰۰}{\cancel{RTT}}+\underset{\text{صفر}}{\cancel{T_F}})\right]+\left[۱\times(\underset{۱۰۰}{\cancel{RTT}}+\underset{۱۰۰}{\cancel{RTT}})+\underset{\text{صفر}}{\cancel{\sum_{i=1}^{۸}T_F(i)}}\right]$$

$\rightarrow ۲۰۰+۲۰۰=۴۰۰\ \text{ms}$

khalilifar.ir

روش پایدار و ترتیبی:

$$\left[(\underset{\text{صفر}}{\cancel{RTT}}+\underset{۱۰۰}{RTT}+\underset{\text{صفر}}{\cancel{T_F}})\right]+\left[۸\times(\underset{۱۰۰}{RTT})+\underset{\text{صفر}}{\sum_{i=۱}^{۸}T_F(i)}\right]$$

$$\rightarrow ۲۰۰+۸۰۰=۱۰۰۰\ ms$$

روش پایدار و موازی نامحدود:

$$\left[(\underset{\text{صفر}}{\cancel{RTT}}+\underset{۱۰۰}{RTT}+\underset{\text{صفر}}{\cancel{T_F}})\right]+\left[۱\times(\underset{۱۰۰}{RTT})+\underset{\text{صفر}}{\sum_{i=۱}^{۸}T_F(i)}\right]$$

$$\rightarrow ۲۰۰+۱۰۰=۳۰۰\ ms$$

مثال- کاربری با استفاده از مرورگر وب اقدام به دریافت یک صفحه وب می‌نماید. صفحه وب شامل یک فایل html و ۹ فایل است. اندازه هر ۱۰ فایل مساوی و پنج هزار بایت است. مرورگر وب از http 1.0 (non-persistan) استفاده می‌کند. وب سرور حداکثر اجازه پنج ارتباط TCP همزمان به یک کلاینت را می‌دهد. چنانچه گذردهی شبکه بین کامپیوتر کاربر و وب سرور $۱۰^۶$ bps باشد، زمان لازم برای دریافت این صفحه برحسب ثانیه (sec) چقدر است؟ زمان رفت و برگشت (RTT) بین کلاینت و سرور را ۰/۱ ثانیه در نظر بگیرید.

۱) ۱/۰ ۲) ۱/۲ ۳) ۱/۴ ۴) ۱/۵

پاسخ- گزینه (۱) صحیح است.

داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$$L_{Base\ HTML}=۵۰۰۰\ Byte\ ,\ L_{Object}=۵۰۰۰\ Byte$$

$$R_{TOTAL\ CHANNEL}=۱۰^۶\ bps,\ RTT=۰/۱\ s$$

$$Cardinality(Object)=۹,\ T_{DNS\ LOOK\ UP}=۰$$

رابطه روش ناپایدار موازی محدود به صورت زیر است:

$$\left[\underset{\text{درخواست و دریافت فایل اصلی}}{(\overset{\uparrow}{RTT}+\underset{\downarrow}{RTT}+\overset{\uparrow}{T_F})}\right]+\left[\underset{\text{تعداد درخواست‌ها}}{\underset{\downarrow}{n}}\times\underset{\text{درخواست موازی و دریافت موازی}}{(\overset{\uparrow}{RTT}+\underset{\downarrow}{RTT})}+\underset{\text{زمان انتقال object}}{\sum_{i=۱}^{n}T_F(i)}\right]$$

(درخواست و برقراری ارتباط — زمان انتقال فایل اصلی — درخواست و برقراری ارتباط)

$T_{F(Base\ HTML)}$ از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_{F(Base\ HTML)}=\frac{L_{Base\ HTML}}{R_{TOTAL\ CHANNEL}}$$

khalilifar.ir

$T_{F(Base\ HTML)}$، زمان انتقال فایل پایه html به داخل کانال انتقال است.

که $L_{Base\ HTML}$ برابر اندازه فایل پایه html و $R_{TOTAL\ CHANNEL}$ برابر نرخ انتقال کل کانال می‌باشد.

$T_{F(Object)}$ از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_{F(Object)} = \frac{L_{Object}}{R_{TOTAL\ CHANNEL}}$$

$T_{F(Object)}$، زمان انتقال Object به داخل کانال انتقال است.

که L_{Object} برابر اندازه Object و $R_{TOTAL\ CHANNEL}$ برابر نرخ انتقال کل کانال می‌باشد.

با توجه به شرایط ذکر شده در صورت سؤال، مطابق آنچه گفتیم ابتدا بایستی فایل پایه HTML را دریافت کرد و سپس ۹ فایل دیگر را دریافت کرد و حالا با توجه به نوع ارتباط که **ناپایدار موازی محدود** است و تنها می‌توان **۵ کانکشن موازی** داشت بایستی اینگونه عمل کنیم:

ابتدا یک RTT صرف درخواست و برقراری ارتباط می‌شود، سپس RTT دیگر صرف درخواست و دریافت فایل پایه HTML می‌شود و پس از آن ارتباط قطع می‌شود، بعد از دریافت فایل پایه HTML ، با ۵ کانکشن موازی درخواست و برقراری ارتباط را در یک RTT می‌دهیم و در RTT بعدی ۵ فایل را دریافت می‌کنیم و پس از آن ارتباط قطع می‌شود، سپس با توجه به اینکه تنها ۴ فایل باقیمانده است، با ۴ کانکشن موازی دیگر درخواست و برقراری ارتباط را در یک RTT می‌دهیم و در RTT بعدی ۴ فایل باقی‌مانده را دریافت می‌کنیم. بنابراین مقدار n در رابطه فوق باعنوان تعداد درخواست‌ها برابر ۲ خواهد بود، زیرا دو کانکشن یکی ۵ تایی و دیگری ۴تایی ایجاد کردیم.

که پس از جایگذاری اولیه رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$\left[(\frac{\cancel{RTT}}{۰/۱} + \frac{\cancel{RTT}}{۰/۱} + \frac{۵۰۰۰\times۸}{۱۰^۶})\right] + \left[۲\times(\frac{\cancel{RTT}}{۰/۱} + \frac{\cancel{RTT}}{۰/۱}) + ۹\times\frac{۵۰۰۰\times۸}{۱۰^۶}\right]$$

پس از جایگذاری نهایی رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$[(۰/۱+۰/۱+۰/۰۴)]+[۲\times(۰/۱+۰/۱)+۹\times۰/۰۴]=[(۰/۲۴)]+[۰/۴+۰/۳۶]$$

$$\rightarrow [(۰/۲۴)]+[۰/۷۶]=۱\ s$$

در صورت سوال گفته شده است که فرض کنید یک برنامه سرویس‌گیرنده (Client) بعد از پیداکردن آدرس IP کامپیوتر سرویس‌دهنده (Server) می‌خواهد یک صفحه وب که اندازه فایل اصلی آن ۲۰۰ کیلوبیت و اندازه هر یک از ۳ تصویر قرار گرفته در آن ۳۰۰ کیلوبیت است را از طریق پروتکل HTTP غیرمداوم (Non-Persistent HTTP) که مجاز به ایجاد اتصال موازی نیز است، دریافت کند. همچنین گفته شده است که اگر زمان رفت و برگشت (RTT) ۲۰۰ میلی ثانیه، نرخ ارسال هر اتصال ۱۰ مگابیت بر ثانیه و اندازه پیام‌های GET ناچیز باشد، تاخیر دریافت کامل این صفحه وب

khalilifar.ir

به میلی‌ثانیه چقدر است؟

داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$L_{\text{Base HTML}} = ۲۰۰ \text{ kbit}$, $L_{\text{Object}} = ۳۰۰ \text{ kbit}$

$R_{\text{TCP CHANNEL}} = ۱۰ \text{ mbps}$, $RTT = ۲۰۰ \text{ msec}$

$\text{Cardinality(Object)} = ۳$, $T_{\text{DNS LOOK UP}} = ۰$

توجه: در صورت سوال محدودیت توازی مطرح نشده است، پس توازی نامحدود را در نظر می‌گیریم.

رابطه روش ناپایدار موازی نامحدود به صورت زیر است:

$$\left[\overset{\text{درخواست و برقراری ارتباط}}{\overset{\uparrow}{RTT}} + \overset{\text{زمان انتقال فایل اصلی}}{\underset{\downarrow}{RTT}} + \overset{\uparrow}{T_F}\right] + \left[\underset{\text{یک}}{\underset{\downarrow}{n}} \times \left(\overset{\text{درخواست و برقراری ارتباط}}{\overset{\uparrow}{RTT}} + \overset{\text{درخواست موازی و دریافت موازی}}{\underset{\downarrow}{RTT}}\right) + \overset{\text{زمان انتقال object}}{\overset{\uparrow}{\sum_{i=1}^{n} T_F(i)}}\right]$$

اما رابطه روش ناپایدار موازی نامحدود با در نظر گرفتن نرخ انتقال هر اتصال از اتصالات موازی به صورت زیر است:

$$\left[\overset{\text{درخواست و برقراری ارتباط}}{\overset{\uparrow}{RTT}} + \overset{\text{زمان انتقال فایل اصلی}}{\underset{\downarrow}{RTT}} + \overset{\uparrow}{T_F}\right] + \left[\underset{\text{یک}}{\underset{\downarrow}{n}} \times \left(\overset{\text{درخواست و برقراری ارتباط}}{\overset{\uparrow}{RTT}} + \overset{\text{درخواست موازی و دریافت موازی}}{\underset{\downarrow}{RTT}}\right) + \overset{\text{زمان انتقال object}}{\overset{\uparrow}{\text{Max}\left(\frac{L_{\text{Object1}}}{R_{\text{TCP CHANNEL}}}, \frac{L_{\text{Object2}}}{R_{\text{TCP CHANNEL}}}, \frac{L_{\text{Object3}}}{R_{\text{TCP CHANNEL}}}\right)}}\right]$$

توجه: دقت کنید که در صورت سوال گفته شده است که نرخ ارسال هر اتصال ۱۰ مگابیت بر ثانیه است که این به معنی نرخ انتقال هر اتصال از اتصالات موازی است یعنی $R_{\text{TCP CHANNEL}}$ و نه نرخ انتقال کل کانال یعنی $R_{\text{TOTAL CHANNEL}}$.

$T_{F(\text{Base HTML})}$ از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_{F(\text{Base HTML})} = \frac{L_{\text{Base HTML}}}{R_{\text{TCP CHANNEL}}}$$

$T_{F(\text{Base HTML})}$، زمان انتقال فایل پایه html به داخل کانال انتقال است.

khalilifar.ir

که $L_{Base\ HTML}$ برابر اندازه فایل پایه html و $R_{TCP\ CHANNEL}$ برابر نرخ انتقال هر اتصال از اتصالات موازی می‌باشد.

$T_{F(Object)}$ از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_{F(Object)} = \frac{L_{Object}}{R_{TCP\ CHANNEL}}$$

$T_{F(Object)}$، زمان انتقال Object به داخل کانال انتقال است.

که L_{Object} برابر اندازه Object و $R_{TCP\ CHANNEL}$ برابر نرخ انتقال هر اتصال از اتصالات موازی می‌باشد.

با توجه به شرایط ذکر شده در صورت سؤال، مطابق آنچه گفتیم ابتدا بایستی فایل پایه HTML را دریافت کرد و سپس ۳ فایل object دیگر را دریافت کرد و حالا با توجه به نوع ارتباط که **ناپایدار موازی نامحدود** است بایستی اینگونه عمل کنیم:

ابتدا یک RTT صرف درخواست و برقراری ارتباط می‌شود، سپس یک RTT دیگر صرف درخواست و دریافت فایل پایه HTML می‌شود و پس از آن ارتباط قطع می‌شود، بعد از دریافت فایل پایه HTML، با **کانکشن موازی نامحدود** درخواست و برقراری ارتباط را در یک RTT می‌دهیم یعنی فقط ۳ کانکشن موازی مورد نیاز و در RTT بعدی ۳ فایل object را دریافت می‌کنیم. بنابراین مقدار n در رابطه فوق باعنوان تعداد درخواست‌ها برابر ۱ خواهد بود، زیرا فقط یک کانکشن برای درخواست و دریافت ۳ فایل object ایجاد کردیم.

که پس از جایگذاری اولیه رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$\left[(۲۰۰+۲۰۰+\frac{۲۰۰\times۱۰^{۳}}{۱۰\times۱۰^{۶}}\times۱۰^{۳})\right]+\left[۱\times(۲۰۰+۲۰۰)+Max\left(\frac{۳۰۰\times۱۰^{۳}}{۱۰\times۱۰^{۶}}\times۱۰^{۳},\frac{۳۰۰\times۱۰^{۳}}{۱۰\times۱۰^{۶}}\times۱۰^{۳},\frac{۳۰۰\times۱۰^{۳}}{۱۰\times۱۰^{۶}}\times۱۰^{۳}\right)\right]$$

پس از جایگذاری نهایی رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$\left[(۲۰۰+۲۰۰+۲۰)\right]+\left[۱\times(۲۰۰+۲۰۰)+Max\left(۳۰,۳۰,۳۰\right)\right]$$

$$\rightarrow \left[(۲۰۰+۲۰۰+۲۰)\right]+\left[۱\times(۲۰۰+۲۰۰)+۳۰\right]$$

$$\rightarrow \left[(۴۲۰)\right]+\left[۴۳۰\right]=۸۵۰\ mses$$

اما متأسفانه، این پاسخ در گزینه‌ها موجود نیست و با توجه به گزینه درست اعلام شده در کلید اولیه سازمان سنجش آموزش کشور یعنی گزینه دوم، مشخص می‌شود که طراح این سؤال، دچار خطای محاسباتی شده است. با کمی دقت شاید بتوان به خطای طراح محترم پی برد، به نظر می‌رسد طراح محترم در محاسبات خود دچار خطا شده است، و مقدار RTT را تاخیر انتشار یک طرفه درنظر گرفته است و به تبع در محاسبات خود مقدار ۴۰۰ را به جای ۲۰۰ قرار داده است که در این حالت می‌توان به گزینه دوم که نظر سازمان سنجش آموزش کشور در کلید اولیه بوده

khalilifar.ir

است، رسید. تستی که تا ابد راز نهفته در آن کشف نخواهد شد!

پس از جایگذاری نهایی به فرم محاسبات طراح محترم رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$\left[(۴۰۰+۴۰۰+۲۰)\right]+\left[۱\times(۴۰۰+۴۰۰)+\text{Max}(۳۰,۳۰,۳۰)\right]$$

$$\rightarrow \left[(۴۰۰+۴۰۰+۲۰)\right]+\left[۱\times(۴۰۰+۴۰۰)+۳۰\right]$$

$$\rightarrow \left[(۸۲۰)\right]+\left[۸۳۰\right]=۱۶۵۰ \text{ mses}$$

همانطور که گفتیم سازمان سنجش آموزش کشور، در کلید اولیه خود، گزینه دوم را به عنوان پاسخ اعلام کرده بود. اما در کلید نهایی این سوال حذف گردید، که کار درستی بوده است.

۵- گزینه (۱) صحیح است.

پروتکل HTTP در لایه کاربرد

به برنامه کاربردی که روی اینترنت نوشته شده است، world wide web یا شبکه جهانی وب گفته می‌شود. زیرا documentهایی داریم که Linkها را به هم متصل می‌کند، پروتکلی که برای آن طراحی شده است، پروتکل HTTP (HyperText Transfer Protocol) نام دارد.

کاری که HTTP انجام می‌دهد این است که clientها، objectها را به web server، request می‌دهند و web server هم objectها را می‌آورد.

objectها می‌توانند یک فایل HTML با یک تصویر JPEG و ... باشند که توسط این پروتکل می‌توانند منتقل شوند.

هر object ای در محیط عملیاتی اینترنت با یک آدرس منحصر به فرد معرفی می‌شود که به آن URL گفته می‌شود. URL سرواژه عبارت Uniform Resource Locator می‌باشد.

مثال:

www.iust.ac.ir/index.htm
/home/logo.jpg
/home/Header.jpg

در صفحه اول دانشگاه ممکن است n تا object وجود داشته باشد.

پس اولین کاری که می‌کنیم تا یک صفحه web بیاید این است که یک request از سمت Client به Server بدهیم بدون این که چیزی مشخص کنیم. از آنجاییکه پروتکل http به دلیل دغدغه صحت داشتن با پروتکل TCP در لایه انتقال کار می‌کند، در ادامه ابتدا TCP درخواست Clint به سمت Server را معوق می‌کند تا یک TCP Connection مابین فرستنده و گیرنده برای درخواست و دریافت فایل پایه HTML ایجاد کند. این TCP Connection در سه گام یعنی (۱) فاز برقراری اتصال (3–way handshaking)، (۲) فاز تبادل داده و (۳) فاز رهاسازی اتصال انجام می‌گردد. که در ادامه به بررسی فاز برقراری اتصال (3–way handshaking) می‌پردازیم:

khalilifar.ir

فاز برقراری اتصال (3-way handshaking)

برای ایجاد TCP Connection ، سه پیغام TCP رد و بدل می‌شود که به آن 3-way handshaking (دست‌تکاندهی سه طرفه) نیز گفته می‌شود. مراحل فاز برقراری اتصال به صورت زیر است:

۱) ابتدا Clinet، درخواست برقراری Connection را به Server می‌دهد.(SYN=1)

۲) Server یک ACK به Client ارسال می‌کند یعنی می‌پذیرد که Connection سمت Client به سمت Server باز شود. همچنین Server علاوه بر ACK یک درخواست ایجاد Connection از سمت Server به Client هم می‌فرستد.(ACK=1, SYN=1)

توجه: Server ACK و درخواست ایجاد Connection هر دو با هم از طرف Server در قالب یک پیام به سمت Client ارسال می‌گردد.

توجه: وقتی Client، ACK را از Server گرفت، Connection سمت Client به Server باز می‌شود، پس Client می‌تواند داده و درخواست بفرستد. Client این اختیار را دارد که همراه ACK، داده و درخواست هم بفرستد.

۳) Client یک ACK به Server ارسال می‌کند یعنی می‌پذیرد که Connection سمت Server به سمت Client باز شود. (ACK=1)

توجه: وقتی Server، ACK را از Client گرفت، Connection سمت Server به Client باز می‌شود، پس Server می‌تواند داده و درخواست بفرستد.

توجه: TCP، Connectionهایش دو طرفه است، یعنی هم از سمت Client به سمت Server یک Connection ایجاد می‌کند و هم از سمت Server به سمت Client یک Connection ایجاد می‌کند.

توجه: تا این سه پیغام رد و بدل نشوند. Connection بین Client و Server ایجاد نشده است، به این سه پیغام در TCP اصطلاحاً 3-way handshaking گفته می‌شود. به معنی دست‌تکان‌دهی سه طرفه، در واقع با این کار، دو گره دارند عمل خوشامدگویی انجام می‌دهند و سپس Connection به شکل دو طرفه برقرار می‌شود.

مثال: مثلاً شما وقتی دوستتان را ببینید برای باز کردن سر صحبت یک سری تعارفات اولیه انجام می‌دهید: سلام، ... ، دست دادن ... این‌ها که گفتیم برای فاز برقراری اتصال بود.

توجه: پس حداقل یک زمان رفت و برگشت طول می‌کشد تا Client بتواند یک request مربوط به درخواست و دریافت فایل پایه html را بدهد. البته اگر request اش را همراه ACK بدهد، که معمولا به این صورت است. به این زمان رفت و برگشت اصطلاحا RTT یا Round Trip Time گفته می‌شود.

توجه: این تأخیر RTT از موقعی که Client یک request به Server می‌دهد تا ACK آن را دریافت کند یعنی Connection برقرار شود، یا از موقعی که یک پیغام می‌دهد تا جواب آن را

khalilifar.ir

بگیرد، شامل تمام تأخیرهای شبکه است، تأخیر انتقال (T_F)، تأخیر انتشار (T_{Prop})، تـأخیر صـف (T_{queue})، تأخیر پردازش ($T_{process}$).

توجه: RFC ای که برای HTTP وجود دارد RFC۱۹۵۴ و RFC۲۶۱۶ است.

توجه: تمام پروتکل‌هایی که در شبکه‌ی اینترنت وجود دارند، دارای RFC هستند، برای مثال بـرای دیدن جزئیات آن ها باید RFCشان را بگیریم و مطالعه کنیم یا اگر بخـواهیم آن‌هـا را پیـاده‌سـازی کنیم باید RFC آنها را تهیه کنیم. RFC مانند کتاب قانون است، قوانینی دارد که می‌گوید:

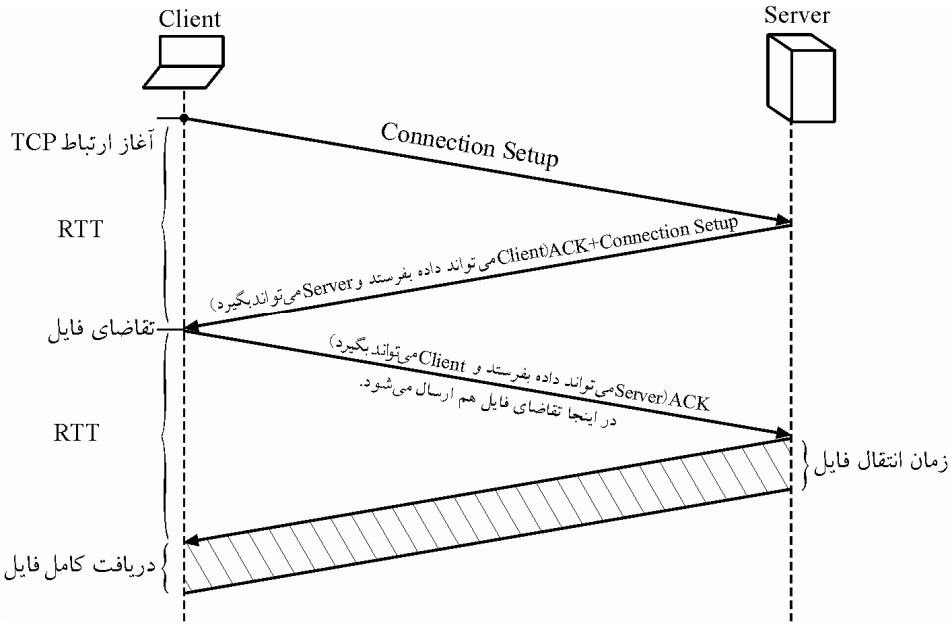
۱- اول این کار را انجام بده

۲- این پیغام را دریافت کردی، بعد این کار را انجام بده و ...

RFC یک Reference برای پیاده سازی بدون ابهام است.

توجه: شرح RFC ها در سایت IETF.ORG قرار دارد.

توجه: پس از آنکه فاز برقـراری اتصـال (3-way handshaking) انجـام شـد، یعنـی Connection سمت Client به Server باز شد. آنگاه نوبت به ارسال request به معنی درخواست و دریافت فایل پایه HTML از سمت Client به Server می‌رسد، این صفحه‌ی اصلی یعنی فایل پایـه HTML بـه فرمت HTML می‌آید، در فایل پایه HTML گفته شده است که در آن چنـد object وجـود دارد و بعد browser شما objectهـا را بـه آن شـکلی کـه هسـت نشـان مـی‌دهـد. در ایـن حالـت نقشـه درخواست و دریافت objectها در فایل پایه HTML مشخص شده است. شکل زیر گویای مطلـب می‌باشد:



khalilifar.ir

به طور کلی زمان دستیابی به یک صفحه وب به طور کامل از رابطه زیر محاسبه می‌گردد:

$$T_{Access\ (Website)} = T_{Translate\ (Domain\ to\ IP)} + T_{Destination} = T_{DNS\ LOOK\ UP} + T_{HTTP}$$

توجه: فرض کنید در مرورگر وب خود برای دریافت یک صفحه وب به طور کامل بر روی یک لینک کلیک می‌کنید و آدرس IP مربوط به این URL در میزبان محلی **ذخیره نشده** است، در نتیجه برای به دست آوردن آدرس IP به یک DNS LOOK UP نیاز است. فرض کنید برای دریافت آدرس IP از طریق سرویس DNS، n سرور DNS ملاقات می‌شوند و تاخیر زمان رفت و برگشت معادل RTT1 تا RTTn باشد. بنابراین بدون در نظر گرفتن زمان مربوط به درخواست و دریافت فایل پایه html و objectهای موجود در آن، رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$T_{Access\ (Website)} = T_{Translate\ (Domain\ to\ IP)} + T_{Destination} = T_{DNS\ LOOK\ UP} + T_{HTTP}$$

$$= \sum_{i=1}^{n} RTT_i + T_{HTTP}$$

حال در ادامه به نحوه‌ی محاسبه T_{HTTP} در شرایط مختلف می‌پردازیم:

توجه: از پروتکل HTTP به دو حالت می‌توان استفاده کرد:

(۱) non-persistent http : ناپایدار

(۲) persistent http : پایدار

Non-persistent http ناپایدار(غیرمصر یا غیرمداوم)

در حالت Non-persistent http یک TCP connection مابین فرستنده و گیرنده برای درخواست و دریافت فایل پایه HTML ایجاد می‌گردد و در انتها Connection بسته می‌شود. در ادامه نیز برای درخواست و دریافت objectها به طور مستقل Connection باز و بسته می‌شود.

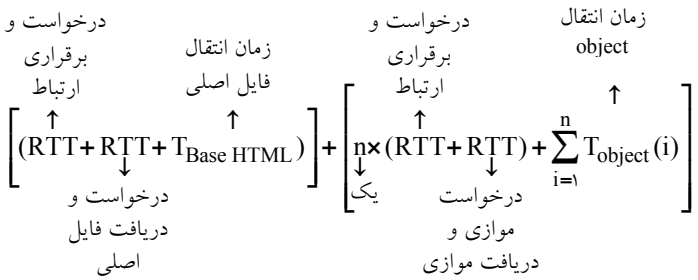
حالت Non-persistent http خود به سه روش ترتیبی، موازی نامحدود و موازی محدود وجود دارد، که روابط آن به صورت زیر است:

روش ناپایدار ترتیبی:

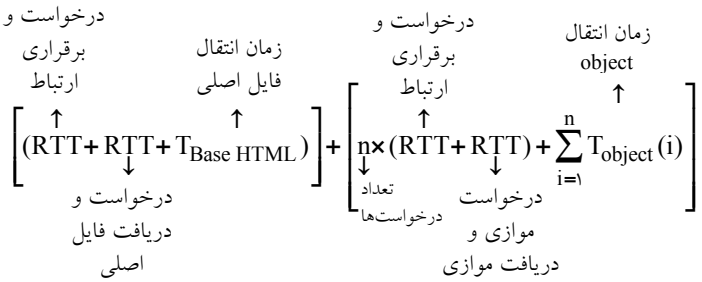
$$\left[\overbrace{(\underbrace{RTT}_{\text{درخواست و دریافت فایل اصلی}} + RTT)}^{\text{درخواست و برقراری ارتباط}} + \overbrace{T_{Base\ HTML}}^{\text{زمان انتقال فایل اصلی}}\right] + \left[\underbrace{n}_{\text{تعداد درخواست‌ها}} \times \overbrace{(\underbrace{RTT}_{\text{درخواست و دریافت objectها}} + RTT)}^{\text{درخواست و برقراری ارتباط}} + \overbrace{\sum_{i=1}^{n} T_{object}(i)}^{\text{زمان انتقال object}}\right]$$

khalilifar.ir

روش ناپایدار موازی نامحدود:



روش ناپایدار موازی محدود:

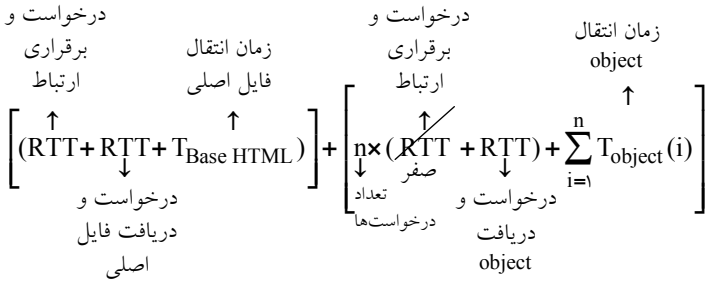


persistent http پایدار(مصر یا مداوم)

در حالت persistent http یک TCP connection مابین فرستنده و گیرنده برای درخواست و دریافت فایل پایه HTML ایجاد می‌گردد و در انتها Connection باز می‌ماند. در ادامه نیز برای درخواست و دریافت object ها همان TCP connection اولیه مورد استفاده قرار می‌گیرد.

حالت persistent http خود به سه روش ترتیبی، موازی نامحدود و موازی محدود وجود دارد، که روابط آن به صورت زیر است:

روش پایدار ترتیبی:



khalilifar.ir

پایدار موازی نامحدود:

$$\left[(RTT + RTT + T_{Base\ HTML})\right] + \left[n \times (RTT + RTT) + \sum_{i=1}^{n} T_{object}(i)\right]$$

(RTT + RTT + $T_{Base\ HTML}$): درخواست و دریافت فایل اصلی / زمان انتقال فایل اصلی / درخواست و برقراری ارتباط

$n \times (RTT + RTT)$: n: یک / RTT: صفر / RTT: درخواست موازی و دریافت موازی object / درخواست و برقراری ارتباط

$\sum_{i=1}^{n} T_{object}(i)$: زمان انتقال object

روش پایدار موازی محدود:

$$\left[(RTT + RTT + T_{Base\ HTML})\right] + \left[n \times (RTT + RTT) + \sum_{i=1}^{n} T_{object}(i)\right]$$

(RTT + RTT + $T_{Base\ HTML}$): درخواست و دریافت فایل اصلی / زمان انتقال فایل اصلی / درخواست و برقراری ارتباط

$n \times (RTT + RTT)$: n: تعداد درخواست‌ها / RTT: صفر / RTT: درخواست موازی و دریافت موازی object / درخواست و برقراری ارتباط

$\sum_{i=1}^{n} T_{object}(i)$: زمان انتقال object

توجه: اگر برای مدتی روی Connection ، request ای نیاید، server آن را می‌بندد.

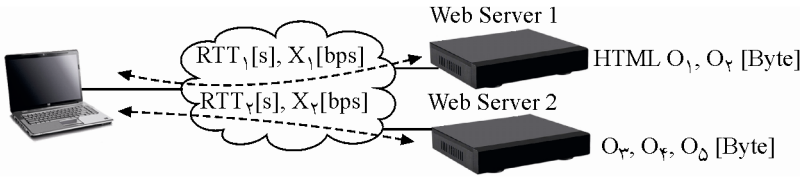
توجه: بستگی به برنامه کاربردی دارد Persistent یا Non persistent را انتخاب کند. پروتکل HTTP به هر دو اجازه می‌دهد.

در صورت سوال گفته شده است که یک صفحهٔ وب شامل یک فایل HTML و ۵ آبجکت است. فایل HTML = ۵۰۰۰ Byte و آبجکت‌های $O_1 = ۵۰۰۰$ Byte و $O_2 = ۷۰۰۰$ Byte روی وب سرور ۱ و آبجکت‌های $O_3 = ۱۰۰۰$ Byte و $O_4 = ۳۰۰۰$ Byte و $O_5 = ۲۰۰۰$ Byte روی وب سرور ۲ قرار دارند. کاربری مایل است این صفحهٔ وب را ببیند. زمان رفت و برگشت بین کامپیوترِ کاربر و سرور ۱ به اندازه $RTT_1 = ۰/۰۱$ s است. زمان رفت و برگشت بین کامپیوترِ کاربر و سرور ۲ به اندازه $RTT_2 = ۰/۰۰۶$ s است. متوسط گذردهی ارتباط بین کامپیوترِ کاربر و وب سرور ۱ برابر با $X_1 = ۸۰۰۰۰$ بیت بر ثانیه است. گذردهی ارتباط بین کامپیوترِ کاربر و وب سرور ۲ برابر با $X_2 = ۶۰۰۰۰$ بیت بر ثانیه است.

چنانچه http1.1 در کامپیوترِ کاربر و دو وب سرور فعال باشد، از لحظه‌ای که کاربر http GET را برای دریافت صفحهٔ وب ارسال می‌کند تا زمانی که صفحهٔ وب را کاملاً دریافت می‌کند چند میلی ثانیه زمان صرف می‌شود؟ (توجه داشته باشید که http1.1 به صورت persistent و pipeline

khalilifar.ir

کار می‌کند.)



داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$L_{Base\ HTML} = ۵۰۰۰$ Byte

$L_{Object۱} = ۵۰۰۰$ Byte , $L_{Object۲} = ۷۰۰۰$ Byte

$L_{Object۳} = ۱۰۰۰$ Byte , $L_{Object۴} = ۳۰۰۰$ Byte , $L_{Object۵} = ۲۰۰۰$ Byte

$R_{TOTAL\ CHANNEL(X_۱)} = ۸۰۰۰۰$ bps, $RTT_۱ = ۰/۰۱$

$R_{TOTAL\ CHANNEL(X_۲)} = ۶۰۰۰۰$ bps, $RTT_۲ = ۰/۰۰۶$

$Cardinality(Object) = ۵$, $T_{DNS\ LOOK\ UP} = ۰$

توجه: در صورت سوال محدودیت توازی مطرح نشده است، پس توازی نامحدود را در نظر می‌گیریم.

رابطه روش پایدار(persistent) موازی(pipeline) نامحدود به صورت زیر است:

$$\left[\overset{\text{درخواست و برقراری ارتباط}}{\uparrow}(RTT + \underset{\text{درخواست و دریافت فایل اصلی}}{\downarrow}RTT + \overset{\text{زمان انتقال فایل اصلی}}{\uparrow}T_{Base\ HTML})\right] + \left[\overset{\text{درخواست و برقراری ارتباط}}{\uparrow}\underset{\text{صفر}}{\cancel{RTT}} + \underset{\text{درخواست موازی و دریافت موازی object}}{\downarrow}RTT) + \overset{\text{زمان انتقال object}}{\uparrow}\sum_{i=۱}^{n} T_{object}(i)\right]$$

اما رابطه روش ناپایدار موازی نامحدود با در نظر گرفتن دو ارتباط به webserver1 و webserver2 به صورت زیر است:

$$\left[\overset{\text{درخواست و برقراری ارتباط}}{\uparrow}(RTT + \underset{\text{درخواست و دریافت فایل اصلی}}{\downarrow}RTT + \overset{\text{زمان انتقال فایل اصلی}}{\uparrow}T_{Base\ HTML})\right] + \left[Max\left(\left[T_{webserver1(object1,object2)}\right], \left[T_{webserver2(object3,object4,object5)}\right]\right)\right]$$

khalilifar.ir

همچنین رابطه روش ناپایدار موازی نامحدود با در نظر گرفتن دو ارتباط به webserver1 و webserver2 به فرم دقیق‌تر به صورت زیر است:

$$\left[(RTT_1 + RTT_1 + T_{Base\ HTML})\right] + \rightarrow$$

(درخواست و برقراری ارتباط؛ زمان انتقال فایل اصلی؛ درخواست و دریافت فایل اصلی)

$$T_{webserver1(object1,object2)} = \left[n \times (\cancel{RTT_1} + RTT_1) + \frac{L_{Object}}{R_{TOTAL\ CHANNEL(X_1)}} + \frac{L_{Object2}}{R_{TOTAL\ CHANNEL(X_1)}}\right]$$

(درخواست و برقراری ارتباط؛ صفر یک؛ درخواست موازی و دریافت موازی object؛ زمان انتقال object1؛ زمان انتقال object2)

$$T_{webserver2(object3,object4,object5)} =$$

$$= \left[n \times (RTT_2 + RTT_2) + \frac{L_{Object3}}{R_{TOTAL\ CHANNEL(X_2)}} + \frac{L_{Object4}}{R_{TOTAL\ CHANNEL(X_2)}} + \frac{L_{Object5}}{R_{TOTAL\ CHANNEL(X_2)}} + \right]$$

(درخواست و برقراری ارتباط؛ یک؛ درخواست موازی و دریافت موازی object؛ زمان انتقال object3؛ زمان انتقال object4؛ زمان انتقال object5)

$T_{Base\ HTML}$ از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_{Base\ HTML} = \frac{L_{Base\ HTML}}{R_{TOTAL\ CHANNEL(X_1)}}$$

$T_{Base\ HTML}$، زمان انتقال فایل پایه html به داخل کانال انتقال است.

که $L_{Base\ HTML}$ برابر اندازه فایل پایه html و $R_{TOTAL\ CHANNEL}$ برابر نرخ انتقال کل کانال می‌باشد.

T_{Object} از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_{Object} = \frac{L_{Object}}{R_{TOTAL\ CHANNEL}}$$

khalilifar.ir

T_{Object}، زمان انتقال Object به داخل کانال انتقال است.
که L_{Object} برابر اندازه Object و $R_{TOTAL\ CHANNEL}$ برابر نرخ انتقال کل کانال می‌باشد.
با توجه به شرایط ذکر شده در صورت سؤال، مطابق آنچه گفتیم ابتدا بایستی فایل پایه HTML را دریافت کرد و سپس ۵ فایل object دیگر را دریافت کرد و حالا با توجه به نوع ارتباط که **پایدار موازی نامحدود** است بایستی اینگونه عمل کنیم:
ابتدا یک RTT صرف درخواست و برقراری ارتباط با webserver1 می‌شود، سپس یک RTT دیگر صرف درخواست و دریافت فایل پایه HTML می‌شود که پس از دریافت فایل پایه HTML مشخص می‌شود که فایل‌های object1 و object2 در webserver1 قرار دارند و همچنین فایل‌های object3، object4 و object5 در webserver2 هستند و پس از آن به دلیل پایدار بودن ارتباط، ارتباط میان client و webserver1 قطع نمی‌شود و پایدار می‌ماند، به صورت زیر:

$$\left[(RTT_1 + RTT_1 + T_{Base\ HTML})\right] = \left[(۰/۰۱ + ۰/۰۱ + \frac{۵۰۰۰ \times ۸}{۸۰۰۰۰})\right] = \left[(۰/۰۱ + ۰/۰۱ + ۰/۵)\right] = ۰/۵۲$$

بعد از دریافت فایل پایه HTML ، به دلیل وجود **کانکشن پایدار موازی نامحدود میان client و webserver1** از قبل، نیاز به درخواست و برقراری ارتباط مجدد میان client و webserver1 در یک RTT نمی‌باشد. اما یک RTT دیگر صرف درخواست موازی و دریافت موازی فایل‌های object1 و object2 می‌شود. بنابراین مقدار n در رابطه $T_{webserver1}$ باعنوان تعداد درخواست‌ها برابر ۱ خواهد بود، زیرا فقط یک کانکشن برای درخواست موازی و دریافت موازی فایل‌های object1 و object2 ایجاد کردیم.
که پس از جایگذاری اولیه رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$T_{webserver1(object1,object2)} = \left[n \times (\cancel{RTT_1} + RTT_1) + \frac{L_{Object1}}{R_{TOTAL\ CHANNEL(X_1)}} + \frac{L_{Object2}}{R_{TOTAL\ CHANNEL(X_1)}}\right]$$

(n: صفر یک — $\cancel{RTT_1}$: درخواست و برقراری ارتباط — RTT_1: درخواست موازی و دریافت موازی object — $L_{Object1}$: زمان انتقال object1 — $L_{Object2}$: زمان انتقال object2)

$$T_{webserver1(object1,object2)} = \left[۱ \times (۰ + ۰/۰۱) + \frac{۵۰۰۰ \times ۸}{۸۰۰۰۰} + \frac{۷۰۰۰ \times ۸}{۸۰۰۰۰}\right]$$

پس از جایگذاری نهایی رابطه زیر را خواهیم داشت:

khalilifar.ir

$$T_{webserver1(object1,object2)} = \left[۱ \times (۰ + ۰/۰۱) + ۰/۵ + ۰/۷ \right] = ۱/۲۱ s$$

بعد از دریافت فایل پایه HTML از webserver1 دیگر نیاز به دریافت مجدد آن نداریم، زیرا از فایل‌های object1، object2، object3، object4 و object5 آگاه و باخبرشدیم. اما می‌بایست میان client و webserver2 یک ارتباط پایدار موازی نامحدود برقرار شود.

بنابراین ابتدا یک RTT صرف درخواست و برقراری ارتباط با webserver2 می‌شود، سپس یک RTT دیگر صرف درخواست موازی و دریافت موازی فایل‌های object3، object4 و object5 می‌شود. بنابراین مقدار n در رابطه $T_{webserver2}$ باعنوان تعداد درخواست‌ها برابر ۱ خواهد بود، زیرا فقط یک کانکشن برای درخواست موازی و دریافت موازی فایل‌های object3، object4 و object5 ایجاد کردیم.

که پس از جایگذاری اولیه رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$T_{webserver2(object3,object4,object5)} =$$

$$= \left[\underset{\text{یک}}{n} \times (RTT_۲ + \underbrace{RTT_۲}_{\substack{\text{درخواست}\\ \text{موازی و}\\ \text{دریافت}\\ \text{موازی object}}}) + \underbrace{\frac{L_{Object3}}{R_{TOTAL\ CHANNEL(X_۲)}}}_{\substack{\text{زمان انتقال}\\ \text{object3}}} + \underbrace{\frac{L_{Object4}}{R_{TOTAL\ CHANNEL(X_۲)}}}_{\substack{\text{زمان انتقال}\\ \text{object4}}} + \underbrace{\frac{L_{Object5}}{R_{TOTAL\ CHANNEL(X_۲)}}}_{\substack{\text{زمان انتقال}\\ \text{object5}}} + \right]$$

$$T_{webserver2(object3,object4,object5)} = \left[۱ \times (۰/۰۰۶ + ۰/۰۰۶) + \frac{۱۰۰۰ \times ۸}{۶۰۰۰۰} + \frac{۳۰۰۰ \times ۸}{۶۰۰۰۰} + \frac{۲۰۰۰ \times ۸}{۶۰۰۰۰} \right]$$

پس از جایگذاری نهایی رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$T_{webserver2(object3,object4,object5)} = \left[۱ \times (۰/۰۰۶ + ۰/۰۰۶) + ۰/۸ \right] = ۰/۸۱۲ s$$

همانطور که گفتیم رابطه روش ناپایدار موازی نامحدود با در نظر گرفتن دو ارتباط به webserver1 و webserver2 به صورت زیر است:

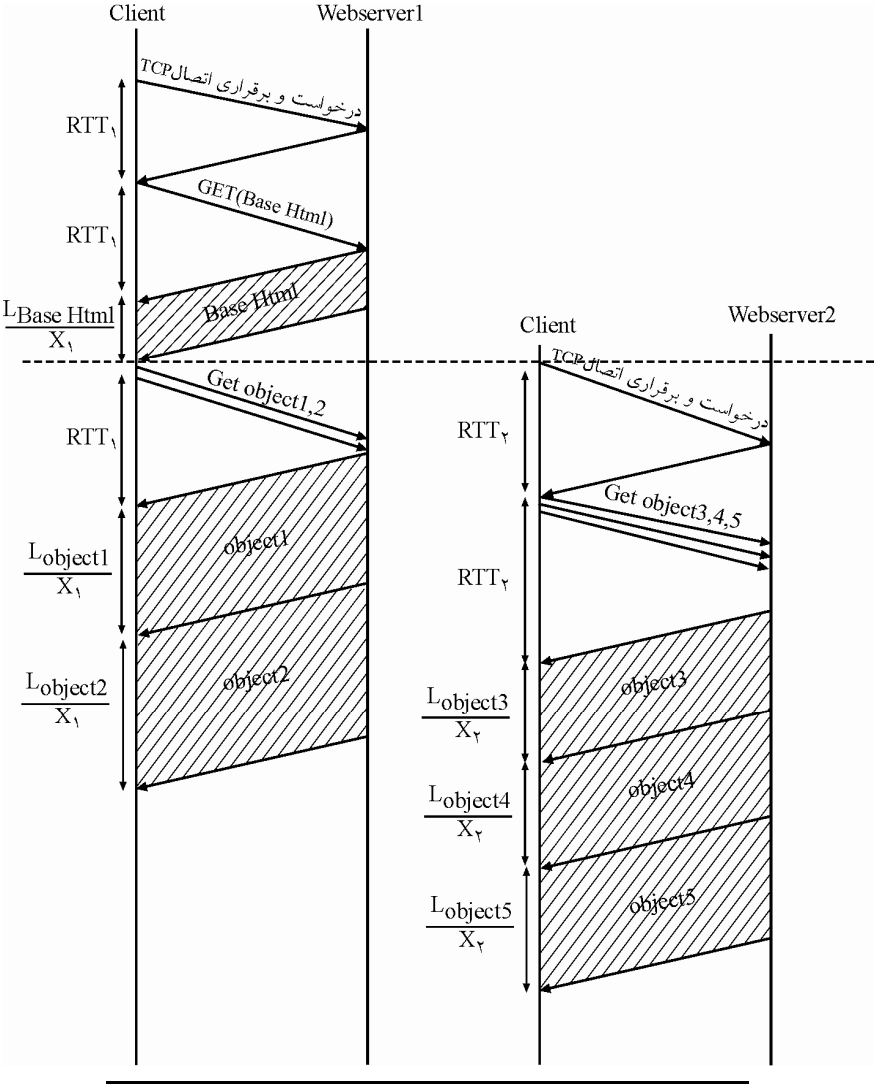
$$\left[(RTT_۱ + RTT_۱ + T_{Base\ HTML}) \right] + \left[Max \left(\left[T_{webserver1(object1,object2)} \right], \left[T_{webserver2(object3,object4,object5)} \right] \right) \right]$$

$$\left[(۰/۵۲) \right] + \left[Max \left([۱/۲۱ s], [۰/۸۱۲ s] \right) \right] = \left[(۰/۵۲ s) \right] + [۱/۲۱ s] = ۱/۷۳ s$$

khalilifar.ir

توجه: عبارت چند **میلی‌ثانیه** زمان صرف می‌شود در صورت سوال باید به چند **ثانیه** زمان صرف می‌شود اصلاح گردد.

شکل زیر گویای مطلب است:



۶- گزینه (۴) صحیح است.

پروتکل HTTP در لایه کاربرد

به برنامه کاربردی که روی اینترنت نوشته شده است، world wide web یا شبکه جهانی وب گفته می‌شود. زیرا documentهایی داریم که Linkها را به هم متصل می‌کند، پروتکلی که برای آن طراحی شده است، پروتکل HTTP (HyperText Transfer Protocol) نام دارد.

khalilifar.ir

کاری که HTTP انجام می‌دهد این است که clientها، objectها را به web server، request می‌دهند و web server هم objectها را می‌آورد.
objectها می‌توانند یک فایل HTML با یک تصویر JPEG و ... باشند که توسط این پروتکل می‌توانند منتقل شوند.
هر object ای در محیط عملیاتی اینترنت با یک آدرس منحصر به فرد معرفی می‌شود که به آن URL گفته می‌شود. URL سرواژه عبارت Uniform Resource Locator می‌باشد.

مثال:

www.iust.ac.ir/index.htm
/home/logo.jpg
/home/Header.jpg

در صفحه اول دانشگاه ممکن است n تا object وجود داشته باشد.
پس اولین کاری که می‌کنیم تا یک صفحه web بیاید این است که یک request از سمت Client به Server بدهیم بدون این که چیزی مشخص کنیم. از آنجاییکه پروتکل http به دلیل دغدغه صحت داشتن با پروتکل TCP در لایه انتقال کار می‌کند، در ادامه ابتدا TCP درخواست Clint به سمت Server را معوق می‌کند تا یک TCP Connection مابین فرستنده و گیرنده برای درخواست و دریافت فایل پایه HTML ایجاد کند. این TCP Connection در سه گام یعنی (۱) فاز برقراری اتصال (3–way handshaking)، (۲) فاز تبادل داده و (۳) فاز رهاسازی اتصال انجام می‌گردد. که در ادامه به بررسی فاز برقراری اتصال (3–way handshaking) می‌پردازیم:

فاز برقراری اتصال (3–way handshaking)

برای ایجاد TCP Connection ، سه پیغام TCP رد و بدل می‌شود که به آن 3–way handshaking (دست‌تکاندهی سه طرفه) نیز گفته می‌شود. مراحل فاز برقراری اتصال به صورت زیر است:
۱) ابتدا Clinet، درخواست برقراری Connection را به Server می‌دهد. **(SYN = ۱)**
۲) Server یک ACK به Client ارسال می‌کند یعنی می‌پذیرد که Connection سمت Client به سمت Server باز شود. همچنین Server علاوه بر ACK یک درخواست ایجاد Connection از سمت Server به Client هم می‌فرستد. **(ACK = ۱ , SYN = ۱)**
توجه: Server ACK و درخواست ایجاد Connection هر دو با هم از طرف Server در قالب یک پیام به سمت Client ارسال می‌گردد.
توجه: وقتی Client، ACK را از Server گرفت، Connection سمت Client به Server باز می‌شود، پس Client می‌تواند داده و درخواست بفرستد. Client این اختیار را دارد که همراه ACK، داده و درخواست هم بفرستد.
۳) Client یک ACK به Server ارسال می‌کند یعنی می‌پذیرد که Connection سمت Server به سمت Client باز شود. **(ACK = ۱)**

khalilifar.ir

توجه: وقتی Server، ACK را از Client گرفت، Connection سمت Server به Client باز می‌شود، پس Server می‌تواند داده و درخواست بفرستد.

توجه: TCP، Connection هایش دو طرفه است، یعنی هم از سمت Client به سمت Server یک Connection ایجاد می‌کند و هم از سمت Server به سمت Client یک Connection ایجاد می‌کند.

توجه: تا این سه پیغام رد و بدل نشوند. Connection بین Client و Server ایجاد نشده است، به این سه پیغام در TCP اصطلاحاً 3-way handshaking گفته می‌شود. به معنی دست‌تکان‌دهی سه طرفه، در واقع با این کار، دو گره دارند عمل خوشامدگویی انجام می‌دهند و سپس Connection به شکل دو طرفه برقرار می‌شود.

مثال: مثلاً شما وقتی دوستتان را ببینید برای باز کردن سر صحبت یک سری تعارفات اولیه انجام می‌دهید: سلام، ... ، دست دادن ... این‌ها که گفتیم برای فاز برقراری اتصال بود.

توجه: پس حداقل یک زمان رفت و برگشت طول می‌کشد تا Client بتواند یک request مربوط به درخواست و دریافت فایل پایه html را بدهد. البته اگر request اش را همراه ACK بدهد، که معمولا به این صورت است. به این زمان رفت و برگشت اصطلاحا RTT یا Round Trip Time گفته می‌شود.

توجه: این تأخیر RTT از موقعی که Client یک request به Server می‌دهد تا ACK آن را دریافت کند یعنی Connection برقرار شود، یا از موقعی که یک پیغام می‌دهد تا جواب آن را بگیرد، شامل تمام تأخیرهای شبکه است، تأخیر انتقال (T_F)، تأخیر انتشار (T_{Prop})، تأخیر صف (T_{queue})، تأخیر پردازش $(T_{process})$.

توجه: RFC ای که برای HTTP وجود دارد RFC۱۹۵۴ و RFC۲۶۱۶ است.

توجه: تمام پروتکل‌هایی که در شبکه‌ی اینترنت وجود دارند، دارای RFC هستند، برای مثال برای دیدن جزئیات آن ها باید RFCشان را بگیریم و مطالعه کنیم یا اگر بخواهیم آن‌ها را پیاده‌سازی کنیم باید RFC آنها را تهیه کنیم. RFC مانند کتاب قانون است، قوانینی دارد که می‌گوید:

۱- اول این کار را انجام بده

۲- این پیغام را دریافت کردی، بعد این کار را انجام بده و ...

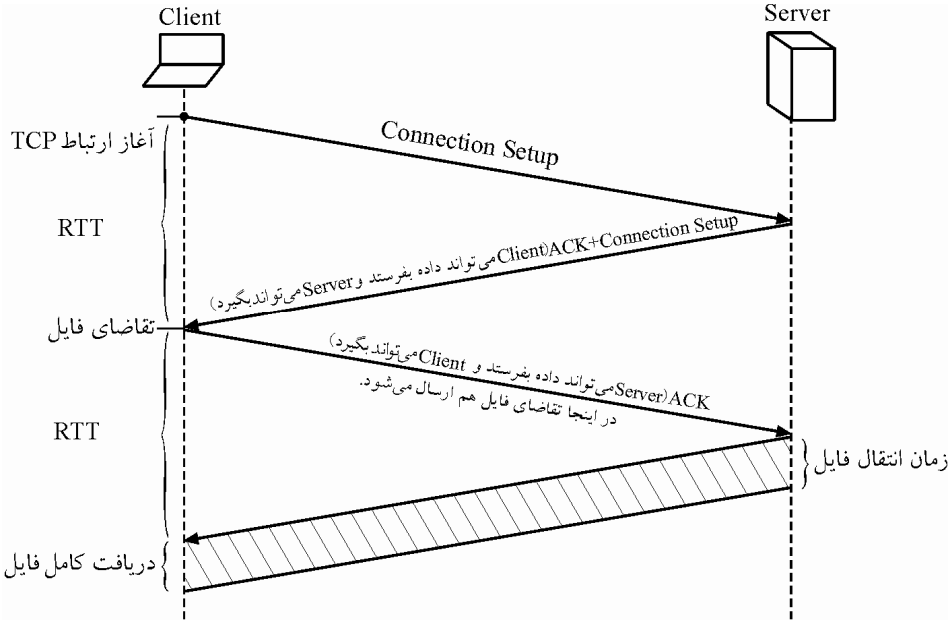
RFC یک Reference برای پیاده سازی بدون ابهام است.

توجه: شرح RFC ها در سایت IETF.ORG قرار دارد.

توجه: پس از آنکه فاز برقراری اتصال (3-way handshaking) انجام شد، یعنی Connection سمت Client به Server باز شد. آنگاه نوبت به ارسال request به معنی درخواست و دریافت فایل پایه HTML از سمت Client به Server می‌رسد، این صفحه‌ی اصلی یعنی فایل پایه HTML به فرمت HTML می‌آید، در فایل پایه HTML گفته شده است که در آن چند object وجود دارد و بعد browser شما objectها را به آن شکلی که هست نشان می‌دهد. در این حالت نقشه

khalilifar.ir

درخواست و دریافت objectها در فایل پایه HTML مشخص شده است. شکل زیر گویای مطلب می‌باشد:



به طور کلی زمان دستیابی به یک صفحه وب به طور کامل از رابطه زیر محاسبه می‌گردد:

$$T_{Access\ (Website)} = T_{Translate\ (Domain\ to\ IP)} + T_{Destination} = T_{DNS\ LOOK\ UP} + T_{HTTP}$$

توجه: فرض کنید در مرورگر وب خود برای دریافت یک صفحه وب به طور کامل بر روی یک لینک کلیک می‌کنید و آدرس IP مربوط به این URL در میزبان محلی **ذخیره نشده** است، در نتیجه برای به دست آوردن آدرس IP به یک DNS LOOK UP نیاز است. فرض کنید برای دریافت آدرس IP از طریق سرویس DNS، n سرور DNS ملاقات می‌شوند و تاخیر زمان رفت و برگشت معادل RTT1 تا RTTn باشد. بنابراین بدون در نظر گرفتن زمان مربوط به درخواست و دریافت فایل پایه html و objectهای موجود در آن، رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$T_{Access\ (Website)} = T_{Translate\ (Domain\ to\ IP)} + T_{Destination} = T_{DNS\ LOOK\ UP} + T_{HTTP}$$

$$= \sum_{i=1}^{n} RTT_i + T_{HTTP}$$

حال در ادامه به نحوه‌ی محاسبه T_{HTTP} در شرایط مختلف می‌پردازیم:

توجه: از پروتکل HTTP به دو حالت می‌توان استفاده کرد:

(۱) non-persistent http : ناپایدار

(۲) persistent http : پایدار

khalilifar.ir

Non-persistent http ناپایدار(غیرمصر یا غیرمداوم)

در حالت Non-persistent http یک TCP connection مابین فرستنده و گیرنده برای درخواست و دریافت فایل پایه HTML ایجاد می‌گردد و در انتها Connection بسته می‌شود. در ادامه نیز برای درخواست و دریافت objectها به طور مستقل Connection باز و بسته می‌شود.

حالت Non-persistent http خود به سه روش ترتیبی، موازی نامحدود و موازی محدود وجود دارد، که روابط آن به صورت زیر است:

روش ناپایدار ترتیبی:

$$\left[(RTT + RTT + T_{Base\ HTML})\right] + \left[n \times (RTT + RTT) + \sum_{i=1}^{n} T_{object}(i)\right]$$

(RTT + RTT + $T_{Base\ HTML}$): درخواست و دریافت فایل اصلی — درخواست و برقراری ارتباط — زمان انتقال فایل اصلی

$n \times (RTT + RTT)$: n: تعداد درخواست‌ها — (RTT + RTT): درخواست و دریافت objectها — درخواست و برقراری ارتباط

$\sum_{i=1}^{n} T_{object}(i)$: زمان انتقال object

روش ناپایدار موازی نامحدود:

$$\left[(RTT + RTT + T_{Base\ HTML})\right] + \left[n \times (RTT + RTT) + \sum_{i=1}^{n} T_{object}(i)\right]$$

(RTT + RTT + $T_{Base\ HTML}$): درخواست و دریافت فایل اصلی — درخواست و برقراری ارتباط — زمان انتقال فایل اصلی

$n \times (RTT + RTT)$: n: یک — (RTT + RTT): درخواست موازی و دریافت موازی — درخواست و برقراری ارتباط

$\sum_{i=1}^{n} T_{object}(i)$: زمان انتقال object

روش ناپایدار موازی محدود:

$$\left[(RTT + RTT + T_{Base\ HTML})\right] + \left[n \times (RTT + RTT) + \sum_{i=1}^{n} T_{object}(i)\right]$$

(RTT + RTT + $T_{Base\ HTML}$): درخواست و دریافت فایل اصلی — درخواست و برقراری ارتباط — زمان انتقال فایل اصلی

$n \times (RTT + RTT)$: n: تعداد درخواست‌ها — (RTT + RTT): درخواست موازی و دریافت موازی — درخواست و برقراری ارتباط

$\sum_{i=1}^{n} T_{object}(i)$: زمان انتقال object

khalilifar.ir

persistent http پایدار (مصر یا مداوم)

در حالت persistent http یک TCP connection مابین فرستنده و گیرنده برای درخواست و دریافت فایل پایه HTML ایجاد می‌گردد و در انتها Connection باز می‌ماند. در ادامه نیز برای درخواست و دریافت object ها همان TCP connection اولیه مورد استفاده قرار می‌گیرد.

حالت persistent http خود به سه روش ترتیبی، موازی نامحدود و موازی محدود وجود دارد، که روابط آن به صورت زیر است:

روش پایدار ترتیبی:

$$\left[\overset{\text{درخواست و برقراری ارتباط}}{\uparrow}(RTT+\underset{\text{درخواست و دریافت فایل اصلی}}{\downarrow}RTT+\overset{\text{زمان انتقال فایل اصلی}}{\uparrow}T_{Base\ HTML})\right]+\left[\underset{\text{تعداد درخواست‌ها}}{\downarrow}n\times(\overset{\text{درخواست و برقراری ارتباط}}{\uparrow}\not{RTT}+\underset{\text{درخواست و دریافت object}}{\downarrow}RTT)+\overset{\text{زمان انتقال object}}{\uparrow}\sum_{i=1}^{n}T_{object}(i)\right]$$

پایدار موازی نامحدود:

$$\left[\overset{\text{درخواست و برقراری ارتباط}}{\uparrow}(RTT+\underset{\text{درخواست و دریافت فایل اصلی}}{\downarrow}RTT+\overset{\text{زمان انتقال فایل اصلی}}{\uparrow}T_{Base\ HTML})\right]+\left[\underset{\text{یک}}{\downarrow}n\times(\overset{\text{درخواست و برقراری ارتباط}}{\uparrow}\not{RTT}+\underset{\text{درخواست موازی و دریافت موازی object}}{\downarrow}RTT)+\overset{\text{زمان انتقال object}}{\uparrow}\sum_{i=1}^{n}T_{object}(i)\right]$$

روش پایدار موازی محدود:

$$\left[\overset{\text{درخواست و برقراری ارتباط}}{\uparrow}(RTT+\underset{\text{درخواست و دریافت فایل اصلی}}{\downarrow}RTT+\overset{\text{زمان انتقال فایل اصلی}}{\uparrow}T_{Base\ HTML})\right]+\left[\underset{\text{تعداد درخواست‌ها}}{\downarrow}n\times(\overset{\text{درخواست و برقراری ارتباط}}{\uparrow}\not{RTT}+\underset{\text{درخواست موازی و دریافت موازی object}}{\downarrow}RTT)+\overset{\text{زمان انتقال object}}{\uparrow}\sum_{i=1}^{n}T_{object}(i)\right]$$

khalilifar.ir

توجه: اگر برای مدتی روی Connection ، request ای نیاید، server آن را می‌بندد.
توجه: بستگی به برنامه کاربردی دارد Persistent یا Non persistent را انتخاب کند. پروتکل HTTP به هر دو اجازه می‌دهد.

در صورت سوال گفته شده است که یک صفحه‌ی وب شامل یک فایل HTML و ۸ آبجکت روی یک سرور وجود دارد. اندازهٔ فایل HTML و آبجکت‌ها با هم برابر بوده و مقدار هر یک ۵۰۰۰ بایت است. کاربری اقدام به دیدن این صفحهٔ وب می‌کند. زمان رفت و برگشت بین کامپیوتر کاربر و سرور $RTT = ۷\,msec$ است. متوسط گذردهی ارتباط بین کامپیوتر کاربر و وب سرور برابر با ۴۰ مگابیت بر ثانیه است. فرض کنید کامپیوتر کاربر و سرور از http ۱/۰ استفاده می‌کند و سرور اجازهٔ حداکثر پنج ارتباط موازی TCP به کامپیوتر کاربر می‌دهد. از لحظه‌ای که کامپیوتر کاربر http GET را به وب سرور ارسال می‌کند تا زمانی که صفحهٔ وب را کاملاً دریافت می‌کند چند میلی ثانیه زمان صرف می‌شود؟ (توجه داشته باشید که http ۱/۰ به صورت non-persistent و parallel (موازی) کار می‌کند.)

داده‌های مسئله به صورت زیر است:

$$L_{Base\ HTML} = ۵۰۰۰\ Byte\ ,\ L_{Object} = ۵۰۰۰\ Byte$$

$$R_{TOTAL\ CHANNEL} = ۴۰\ mbps = ۴۰\times۱۰^{۶}\ bps,\ RTT = ۷\ ms$$

$$Cardinality(Object) = ۸,\ T_{DNS\ LOOK\ UP} = ۰$$

توجه: در صورت سوال محدودیت توازی مطرح شده است، پس توازی محدود را در نظر می‌گیریم.

رابطه روش ناپایدار (non-persistent) موازی(parallel) محدود به صورت زیر است:

$$\left[\overbrace{(RTT+\underbrace{RTT}_{\substack{\text{درخواست و}\\\text{دریافت فایل}\\\text{اصلی}}}+T_{Base\ HTML})}^{\substack{\text{درخواست و}\\\text{برقراری}\\\text{ارتباط}}}\ \overbrace{\ }^{\substack{\text{زمان انتقال}\\\text{فایل اصلی}}}\right]+\left[\overbrace{\underbrace{n}_{\substack{\text{تعداد}\\\text{درخواست‌ها}}}\times(RTT+\underbrace{RTT}_{\substack{\text{درخواست}\\\text{موازی و}\\\text{دریافت}\\\text{موازی object}}})}^{\substack{\text{درخواست و}\\\text{برقراری}\\\text{ارتباط}}}+\overbrace{\sum_{i=۱}^{n}T_{object}(i)}^{\substack{\text{زمان انتقال}\\\text{object}}}\right]$$

$T_{Base\ HTML}$ از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_{Base\ HTML} = \frac{L_{Base\ HTML}}{R_{TOTAL\ CHANNEL}}$$

khalilifar.ir

$T_{Base\ HTML}$، زمان انتقال فایل پایه html به داخل کانال انتقال است.

که $L_{Base\ HTML}$ برابر اندازه فایل پایه html و $R_{TOTAL\ CHANNEL}$ برابر نرخ انتقال کل کانال می‌باشد.

T_{Object} از رابطه زیر بدست می‌آید:

$$T_{Object} = \frac{L_{Object}}{R_{TOTAL\ CHANNEL}}$$

T_{Object}، زمان انتقال Object به داخل کانال انتقال است.

که L_{Object} برابر اندازه Object و $R_{TOTAL\ CHANNEL}$ برابر نرخ انتقال کل کانال می‌باشد.

با توجه به شرایط ذکر شده در صورت سؤال، مطابق آنچه گفتیم ابتدا بایستی فایل پایه HTML را دریافت کرد و سپس ۸ فایل object دیگر را دریافت کرد و حالا با توجه به نوع ارتباط که **ناپایدار موازی محدود** است و تنها می‌توان **۵ کانکشن موازی** داشت بایستی اینگونه عمل کنیم:

ابتدا یک RTT صرف درخواست و برقراری ارتباط می‌شود، سپس RTT دیگر صرف درخواست و دریافت فایل پایه HTML می‌شود و پس از آن ارتباط قطع می‌شود، بعد از دریافت فایل پایه HTML ، با ۵ کانکشن موازی درخواست و برقراری ارتباط را در یک RTT می‌دهیم و در RTT بعدی ۵ فایل را دریافت می‌کنیم و پس از آن ارتباط قطع می‌شود، سپس با توجه به اینکه تنها ۳ فایل باقیمانده است، با ۳ کانکشن موازی دیگر درخواست و برقراری ارتباط را در یک RTT می‌دهیم و در RTT بعدی ۳ فایل object باقی‌مانده را دریافت می‌کنیم. بنابراین مقدار n در رابطه فوق باعنوان تعداد درخواست‌ها برابر ۲ خواهد بود، زیرا دو کانکشن یکی ۵ تایی و دیگری ۳ تایی ایجاد کردیم.

که پس از جایگذاری اولیه رابطه زیر را خواهیم داشت:

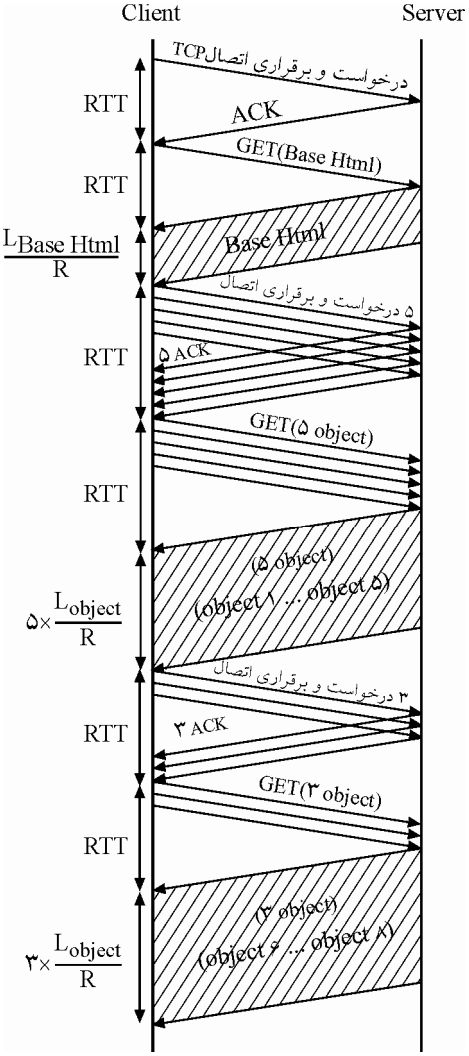
$$\left[\left(\frac{\cancel{RTT}}{۷}+\frac{\cancel{RTT}}{۷}+\frac{۵۰۰۰\times۸}{۴۰\times۱۰^{۶}}\times۱۰^{۳}\right)\right]+\left[۲\times\left(\frac{\cancel{RTT}}{۷}+\frac{\cancel{RTT}}{۷}\right)+۸\times\frac{۵۰۰۰\times۸}{۴۰\times۱۰^{۶}}\times۱۰^{۳}\right]$$

پس از جایگذاری نهایی رابطه زیر را خواهیم داشت:

$$[(۷+۷+۱)]+[۲\times(۷+۷)+۸\times۱]=[(۱۵)]+[۲۸+۸]=[(۱۵)]+[۳۶]=۵۱\text{ms}$$

شکل زیر گویای مطلب است:

khalilifar.ir



توجه: البته لازم به ذکر است که طراح به جای اینکه بگوید از لحظه‌ی click روی URL، گفته است از لحظه‌ای که کامپیوتر کاربر http GET را به وب سرور ارسال می‌کند، یعنی لحظه‌ی درخواست html پایه (یعنی GET)، که منجر به این می‌شود RTT اول نادیده گرفته شود و پاسخ دقیق‌تر سوال به صورت زیر باشد:

$$[(۰+۷+۱)]+[۲\times(۷+۷)+۸\times۱]=[(۸)]+[۲۸+۸]=[(۸)]+[۳۶]=۴۴\,ms$$

که البته این مقدار در گزینه‌ی سوم هست.

توجه: سازمان سنجش آموزش کشور، در کلید اولیه و نهایی خود، گزینه چهارم را به عنوان پاسخ اعلام کرده بود.

khalilifar.ir

khalilifar.ir

khalilifar.ir

khalilifar.ir

khalilifar.ir

بهترین منابع

کنکور ارشد فناوری اطلاعات

	عنوان درس	منابع
زبان عمومی و تخصصی	زبان انگلیسی	کلاس آنلاین یا فیلم استاد زارع یا کتاب راهیان ارشد
دروس مشترک	ریاضیات گسسته	کلاس آنلاین یا فیلم استاد گیلک یا کتاب راهیان ارشد
	ساختمان داده‌ها	کلاس آنلاین یا فیلم استاد گیلک یا کتاب راهیان ارشد
	طراحی الگوریتم	کلاس آنلاین یا فیلم استاد گیلک یا کتاب راهیان ارشد
	مهندسی نرم‌افزار	کلاس آنلاین یا فیلم استاد خلیلی‌فر یا کتاب راهیان ارشد
	شبکه‌های کامپیوتری	کلاس آنلاین یا فیلم استاد خلیلی‌فر یا کتاب راهیان ارشد
دروس تخصصی	پایگاه داده‌ها	کلاس آنلاین یا فیلم استاد خلیلی‌فر یا کتاب راهیان ارشد
	هوش مصنوعی	کلاس آنلاین یا فیلم استاد گیلک یا کتاب راهیان ارشد
	سیستم عامل	کلاس آنلاین یا فیلم استاد خلیلی‌فر یا کتاب راهیان ارشد
	اصول و مبانی مدیریت	مبانی مدیریت و مبانی رفتار سازمانی استیفن رابینز یا کتاب راهیان ارشد

گروه بابان
BABAN.IR

khalilifar.ir

بهترین منابع
کنکور ارشد علوم کامپیوتر

	عنوان درس	منابع
زبان عمومی و تخصصی	زبان انگلیسی	کلاس آنلاین یا فیلم استاد زارع یا کتاب راهیان ارشد
دروس پایه	ریاضی عمومی ۱ و ۲	کلاس آنلاین یا فیلم استاد گیلک یا جزوه بابان
	مبانی علوم ریاضی	کتاب لیپن ولیپن ترجمه عمید رسولیان فصل های اول، پنجم و هفتم کلاس آنلاین ریاضیات گسسته یا فیلم استاد گیلک یا کتاب ریاضیات گسسته راهیان ارشد
	مبانی ماتریس ها و جبرخطی	کتاب جبرخطی هافمن یا کتاب جبرخطی اونان یا کتاب جبرخطی پیام نور
	مبانی آنالیز ریاضی	اصول آنالیز ریاضی رودین فصل یک تا شش یا کتاب آنالیز ریاضی یک پیام نور
	مبانی آنالیز عددی	کتاب راهیان ارشد بهزاد خداکرمی یا کتاب آنالیز عددی بابلیان
	مبانی احتمال	کلاس آنلاین یا فیلم استاد گیلک یا جزوه بابان کتاب آمار و احتمال شلدون راس
دروس مشترک	ساختمان داده	کلاس آنلاین یا فیلم استاد گیلک یا کتاب راهیان ارشد
	طراحی الگوریتم	کلاس آنلاین یا فیلم استاد گیلک یا کتاب راهیان ارشد
	مبانی نظریه محاسبه	کلاس آنلاین یا فیلم استاد گیلک یا کتاب علوم رایانه استاد شاپوری
	مبانی منطق و نظریه مجموعه ها	کلاس آنلاین یا فیلم استاد گیلک یا جزوه بابان
	ریاضیات گسسته و مبانی ترکیبیات	کلاس آنلاین یا فیلم استاد گیلک یا کتاب راهیان ارشد

گروه بابان
BABAN.IR

khalilifar.ir

مشاوره تخصصی رشته کامپیوتر و IT

در راستای رسالت **مؤسسهٔ فرهنگی و انتشاراتی بابان** مبنی بر ارتقای سطح علـم و دانش کشور و کمک همه جانبه به دانشجویان و داوطلبان گرامـی، در جهـت قبـولی در کنکور کارشناسی ارشد و دکتری مهندسـی کـامپیوتر و IT دو طـرح زیـر را پایـه‌ریـزی کرده‌ایم:

۱) ارائه مشاوره تخصصی **حضوری** و **غیرحضوری** (تلفنی و آنلاین)

۲) برگزاری کلاس‌های **حضوری** و **غیرحضوری** (فیلم آموزشی و کلاس آنلاین)

برای آشنایی بیشتر با خدمات ارائـه شـده توسـط **موسسـه بابـان** بـه وب سـایت **khalilifar.ir** یا کانال تلگرام **@arastookhalilifar** مراجعه فرمایید.

تلفن دفتر مرکزی موسسه بابان: ۷۷۹۷۲۸۶۸-۰۲۱

تلفن دفتر فروشگاه انتشارات بابان: ۷۷۹۷۳۳۸۶-۰۲۱

پایگاه اطلاع رسانی موسسه بابان: www.baban.ir

khalilifar.ir