فصل سوم

لایهٔ پیوند داده

۳-۱- مقدمه

در این فصل به بررسی لایه پیوند داده و وظایف مهم آن می‌پردازیم. در لایه فیزیکی که در فصل قبل به بررسی آن پرداختیم، داده‌های ارسالی در قالب رشته بیت‌های ۱ و ۰ به سیگنال‌های الکتریکی مناسب تبدیل می‌شوند و وارد محیط انتقال می‌گردند. حال برای کنترل داده‌ها و تعیین این‌که کدام یک از کامپیوترهای متصل به کانال باید داده‌های ارسالی را دریافت دارند، از مکانیسم‌های کنترلی لایه دوم استفاده می‌شود. لایه پیوند داده براساس وضعیت کانال و نحوه اتصال ایستگاه‌ها به یکدیگر، عملیات خود را انجام می‌دهد. مثلاً در کانال‌های دو طرفه امکان ارسال همزمان داده در طرفین کانال وجود دارد، درحالی‌که در کانال‌های یک‌طرفه چنانچه همزمان ایستگاه‌ها اقدام به ارسال نمایند، تداخل به‌وجود می‌آید. بنابراین لایه دوم باید براساس نوع کانال طراحی شود. لایه پیوند داده دو وظیفه عمده زیر را به عهده دارد:

- ***کنترل جریان***: جهت جلوگیری از اتلاف داده‌ها در گیرنده، کنترل سرعت ارسال فرستنده و تنظیم آن با سرعت دریافت گیرنده مهم می‌باشد. این عملیات کنترل جریان نام دارد.
- ***کنترل خطا***: لایه پیوند داده با استفاده از مکانیسم‌های کنترل خطا، متوجه وقوع خطا در کانال ارسالی می‌شود و در این‌صورت اقدامات لازم برای تصحیح خطا و یا درخواست ارسال مجدد داده‌ها را از گیرنده انجام می‌دهد. در کنترل خطا دو مسئله متفاوت مطرح است که عبارتند از: تشخیص خطا و تصحیح خطا.

۳-۲- کنترل جریان

یکی از وظایف بسیار مهم لایه پیوند داده، کنترل جریان می‌باشد. برای پی بردن به اهمیت مسئله فوق به مثالی توجه نمایید. فرض کنید که دو کامپیوتر به‌طور مستقیم از طریق یک کانال نقطه به نقطه به یکدیگر متصل شده‌اند. چنانچه کامپیوتر فرستنده با سرعتی بیشتر از آنچه کامپیوتر گیرنده قادر به دریافت آن است، اقدام به ارسال داده‌های خود بنماید، در این‌صورت طبیعی است که بعد از مدتی بافر گیرنده سرریز می‌شود و بعد از آن تمامی داده‌های ارسالی از بین خواهد رفت. یکی از روش‌های معمول برای رفع مشکل فوق، استفاده از روال‌های کنترل جریان می‌باشد. هنگامی‌که بافر گیرنده در آستانه پرشدن است، کامپیوتر گیرنده با ارسال پیامی از فرستنده درخواست می‌نماید که دیگر اطلاعاتی ارسال ننماید تا این‌که دوباره بافر آن خالی شود. در این لحظه گیرنده با ارسال پیام مناسبی به فرستنده از او می‌خواهد که دوباره ارسال اطلاعات را از سر بگیرد. معمولاً گیرنده با دریافت هریک یا هرچند قاب، اقدام به ارسال پیام تصدیق (ACK[1]) مبنی بردریافت صحیح قاب‌ها به فرستنده می‌نماید. با دریافت این پیام تصدیق، فرستنده از دریافت صحیح قاب توسط گیرنده اطمینان حاصل می‌نماید و قادر است سایر قاب‌ها را ارسال کند. در صورتی‌که قاب‌های دریافتی در سمت گیرنده معیوب باشد و گیرنده قادر به شناسایی و پردازش آنها نباشد، در این صورت پیام عدم تأیید (NAK[2]) برای فرستنده ارسال می‌شود.
دو روش کلی برای کنترل جریان وجود دارد که عبارتند از :

---

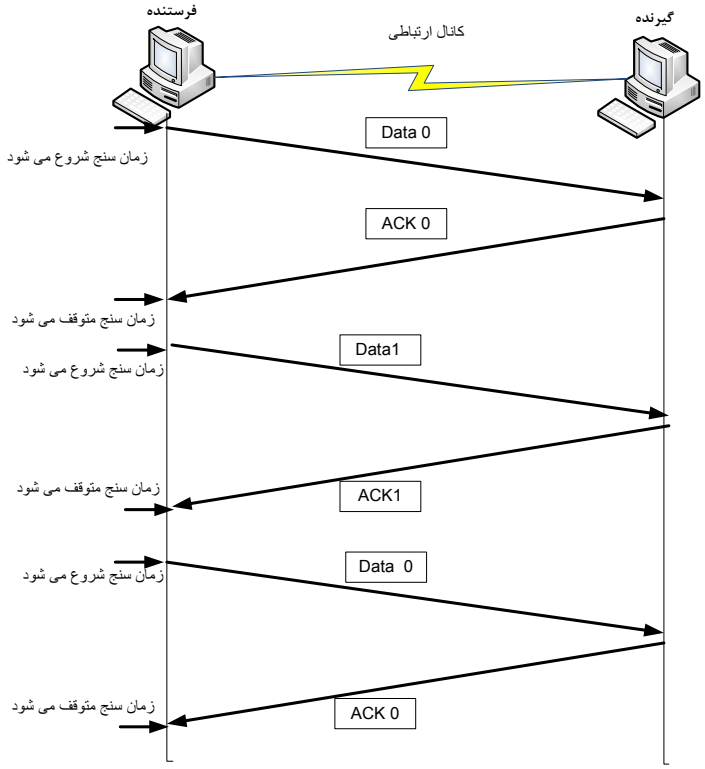
[1] Acknowledge
[2] Not-Acknowledge

- روش توقف و انتظار[1]
- روش پنجره لغزان [2]

در ادامه به بررسی هریک از دو روش فوق می‌پردازیم.

۳-۲-۱- روش توقف و انتظار

در این روش با ارسال هر قاب فرستنده منتظر دریافت پیام تصدیق از طرف گیرنده می‌ماند و هنگامی‌که پیام تصدیق قاب قبلی را دریافت نمود، قادر به ارسال قاب جدید می‌باشد. در شکل (۳-۱) مثالی از عملکرد روش توقف و انتظارآورده شده است. از آن‌جایی‌که در این روش، قبل از این‌که قاب بعدی ارسال شود، قاب قبلی بررسی می‌شود و از دریافت صحیح آن در گیرنده اطمینان حاصل می‌گردد، این امر باعث سادگی پیاده‌سازی پروتکل می‌شود که از مزایای عمده روش توقف و انتظار می‌باشد. عیب عمده این روش، بهره‌وری کم آن است. از آن‌جایی‌که با توجه به این‌که هر قاب باید مسیر فرستنده تا گیرنده را طی نماید و گیرنده نیز باید در جواب به قاب ارسالی پیام تصدیق ارسال نماید، بنابراین دیده می‌شود که در روش فوق، فرستنده باید مدت زیادی بی‌کار بماند که باعث کاهش سرعت و بهره‌وری کانال می‌گردد. نام دیگر روش فوق، ARQ[3] بی‌کار می‌باشد.



شکل(۳-۱) : مثالی از روش توقف و ارسال

در روش توقف و انتظار با ارسال هر قاب یک زمان‌سنج خاص نیز فعال می‌گردد. چنانچه قبل از اتمام زمان زمان‌سنج، پیام تصدیق قاب ارسالی دریافت شود، در این‌صورت زمان‌سنج قطع می‌شود و قاب بعدی ارسال می‌گردد. ولی چنانچه

[1] Stop and wait
[2] Sliding window
[3] Automatic Repeat reQuest

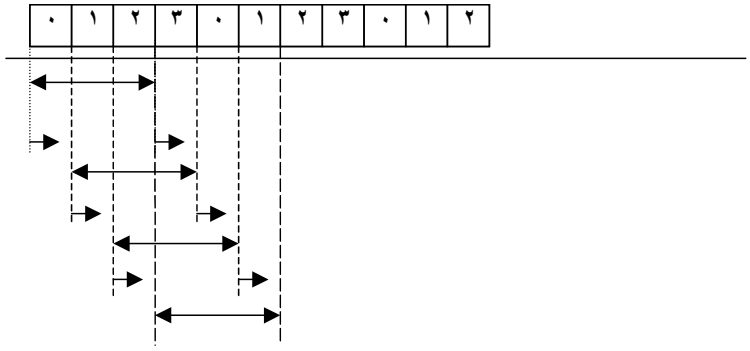
زمان‌سنج به پایان رسیده و پیام تصدیق قاب ارسالی دریافت نشود، در این‌صورت فرستنده متوجه بروز مشکلی در سیستم می‌شود و دوباره قاب قبلی را ارسال می‌کند. در این روش تنها به دو شماره قاب (۰ و۱) نیاز می‌باشد.

۳-۲-۲- روش پنجره لغزان

چنانچه فاصله فرستنده و گیرنده از یکدیگر زیاد باشد، در این صورت طولانی بودن این فاصله باعث افزایش تأخیر بین ارسال قاب‌ها و کاهش بهره‌وری از کانال می‌شود. به‌عنوان مثال یک کانال ماهواره با سرعت ۵۰ کیلوبیت بر ثانیه را در نظر بگیرید که تأخیر انتشار رفت و برگشت در آن ۵۰۰ میلی ثانیه است. چنانچه فرستنده یک قاب ۱۰۰۰ بیتی را ارسال دارد با توجه به سرعت کانال ماهواره، ۲۰ میلی ثانیه بعد، ارسال قاب تمام شده است و ۲۷۰میلی ثانیه بعد قاب به‌طور کامل به گیرنده می‌رسد. در صورتی که گیرنده همان لحظه پیام تصدیق ارسال دارد ۵۲۰ میلی ثانیه بعد فرستنده متوجه سالم رسیدن قاب ارسالی خود در گیرنده می‌شود. با این حساب اگر از روش توقف و انتظار استفاده شود، فرستنده در حدود۹۶ (۵۰۰/۵۲۰) درصد از کانال را از دست داده است و فقط از ۴ درصد ظرفیت کانال استفاده می‌نماید. با این مثال متوجه می‌شویم که چنانچه فاصله فرستنده تا گیرنده زیاد باشد و یا سرعت ارسال زیاد باشد و یا طول قاب ارسالی کوتاه باشد در این صورت کارآیی سیستم به شدت پایین می آید و میزان بهره‌وری از کانال نیز کاهش می‌یابد.

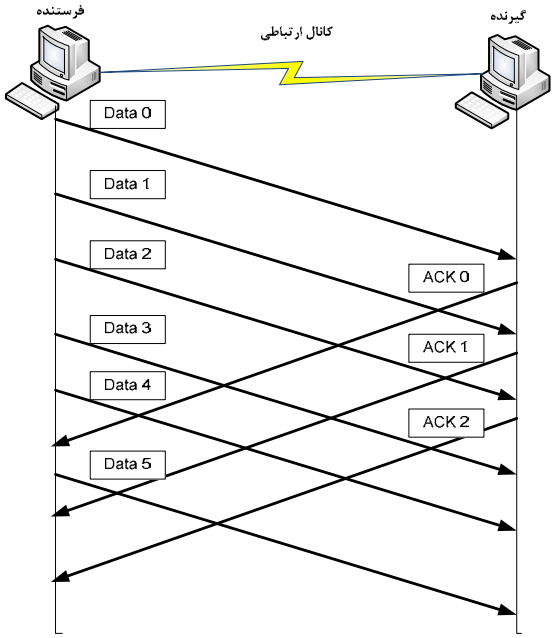
یکی از دلایل بروز مشکل فوق آن است که فرستنده بعد از ارسال هر قاب باید مدتی صبر نماید تا پیام تأیید قاب ارسالی قبلی را دریافت نماید و سپس دوباره اقدام به ارسال قاب جدید کند. برای رفع مشکل فوق، می‌توان این محدودیت را از فرستنده برداشت و به آن این اجازه را داد که به‌طور مداوم و پشت سر هم اقدام به ارسال قاب نماید. این کار در روش پنجره لغزان صورت می‌گیرد.

روش پنجره لغزان که با نام ARQ پیوسته نیز نامیده می‌شود، از نظر سرعت و بهره‌وری از کانال به مراتب بهتر از روش قبل می‌باشد. در این روش فرستنده بدون آن‌که منتظر دریافت پیام تصدیق قاب‌های ارسالی قبلی خود باشد، اقدام به ارسال پیوسته قاب‌ها می‌نماید. گیرنده نیز به‌طور دسته جمعی با دریافت چندین قاب، اقدام به ارسال پیام تصدیق می نماید. کلمه پنجره در روش پنجره لغزان، نشان‌دهنده استفاده از بافر به طول مشخص (طول پنجره) در سمت فرستنده و گیرنده برای نگه‌داری قاب‌های ارسالی و دریافتی می‌باشد. طول پنجره نشان‌دهنده حداکثر تعداد قاب‌هایی می‌باشد که فرستنده بدون دریافت پیام تصدیق قادر به ارسال آنها است. البته در سمت گیرنده الزاماً نباید همه قاب‌های موجود در پنجره کامل شوند و بعد گیرنده پیام تصدیق ارسال نماید. قاب‌های ارسالی فرستنده به‌صورت پیمانه N (از شماره 0 تا N-1) شماره‌گذاری می‌شوند. در این حالت طول پنجره ارسال N-1 می‌باشد. به‌عنوان مثال چنانچه N=8 باشد، در این صورت قاب‌های ارسالی به‌صورت ...،۰،۱،۲،۳،۴،۵،۶،۷،۰،۱،۲،۳،۴،۵،۶،۷ شماره‌گذاری و ارسال می‌گردند. هنگامی‌که گیرنده پیام تصدیق مبنی بردریافت صحیح یک قاب را ارسال می‌دارد، در پیام فوق شماره قاب بعدی را که انتظار دریافت آن را از گیرنده دارد، ذکرمی نماید. حداکثر تعداد قاب‌هایی که هنوز پیام تصدیق آنها دریافت نشده است برابر با N-1 می‌باشد. در آغاز ارسال، پنجره فرستنده شامل N-1 قاب است. شماره ردیف موجود در پنجره ارسال، نمایشگر قاب‌هایی که فرستاده شده‌اند، ولی هنوز پیام تصدیق آنها نیامده است، می‌باشد. هرگاه لایه دوم فرستنده، یک قاب جدید از لایه شبکه دریافت نماید در این صورت، چنانچه پنجره ارسال به حداکثر مقدار خود نرسیده باشد، لبه بالایی پنجره یک واحد اضافه می‌شود. هنگامی‌که فرستنده پیام تصدیق مربوط به قاب‌های ارسالی قبلی خود را دریافت کرد، در این حالت لبه پایینی پنجره، یک واحد به جلو حرکت می‌کند. در شکل(۳-۴) مثالی از عملکرد پنجره لغزان آورده شده است. در این مثال طول پنجره ارسال برابر با ۳ می‌باشد(۴ =N).



شکل (۳-۴): عملکرد پنجره لغزان

در روش پنجره لغزان این احتمال وجود دارد که قاب‌های موجود در پنجره ارسال در بین راه دچار اشکال شوندو از بین بروند. در این‌صورت فرستنده باید دوباره قاب‌های معیوب را ارسال کند. بنابراین فرستنده نیاز به یک بافر به اندازه طول پنجره ارسال دارد تا قادر به نگه‌داری قاب‌های ارسالی باشد. هنگامی‌که قابی ارسال می‌شود یک کپی از آن در بافر ارسال نگه‌داری می‌گردد تا اگر برای آن مشکلی پیش آمد بتواند دوباره آن را ارسال کند. با دریافت پیام تصدیق هر قاب، فرستنده قاب را از بافر خود حذف می‌نماید. در سمت گیرنده نیز پنجره دریافت وجود دارد که طول آن می‌تواند با پنجره ارسال متفاوت باشد. هنگامی‌که طول پنجره دریافت گیرنده ۱ باشد، این بدان معنی است که در سمت گیرنده قاب‌ها باید به ترتیب دریافت شوند و اگر قابی خارج از ترتیب دریافت گردد، آن قاب باید از بین برود. برای جلوگیری از اتلاف ظرفیت کانال، در روش پنجره لغزان مشابه روش توقف و انتظار نیز با ارسال هر قاب یک زمان‌سنج فعال می‌شود و چنانچه در مدت زمان فعال‌بودن زمان‌سنج پیام تصدیق قاب ارسالی دریافت نشود، قاب قبلی دوباره ارسال می‌گردد. در شکل (۳-۵) مثالی از روش پنجره لغزان آورده شده است.



شکل(۳-۵): مثالی از روش پنجره لغزان

در پروتکل پنجره لغزان، دو استراتژی مختلف در مواجه با خطا وجود دارد که عبارتند از: روش بازگشت به عقب به اندازه N[۱] و روش تکرار انتخابی.[۲] در زیر به بررسی هریک از این دو روش می‌پردازیم.

۳-۲-۲-۱- روش بازگشت به عقب به اندازه N

در این روش چنانچه ضمن ارسال قاب‌ها خطایی به‌وجود آید و یکی از قاب‌ها معیوب شود، گیرنده از پذیرش همه قاب‌های دریافتی بعد از قاب معیوب خودداری می‌کند و هیچ پیام تصدیق ارسال نمی‌دارد و منتظر دریافت صحیح قاب معیوب می‌ماند. بنابراین دیده می‌شود که این روش نوعی روش پنجره لغزان با طول پنجره دریافت برابر با ۱ می‌باشد. در شکل(۳-۶) مثالی از عملکرد این روش آورده شده است.

دراین مثال فرض برآن است که قاب شماره ۲، ضمن ارسال دچار خطا شده‌است. گیرنده تمامی قاب‌های دریافتی بعدی را نادیده می‌گیرد و منتظر می‌ماند تا قاب شماره ۲ را دوباره دریافت کند. هنگامی‌که زمان‌سنج مربوط به قاب شماره

---

[۱] Go back N
[۲] Selective repeat

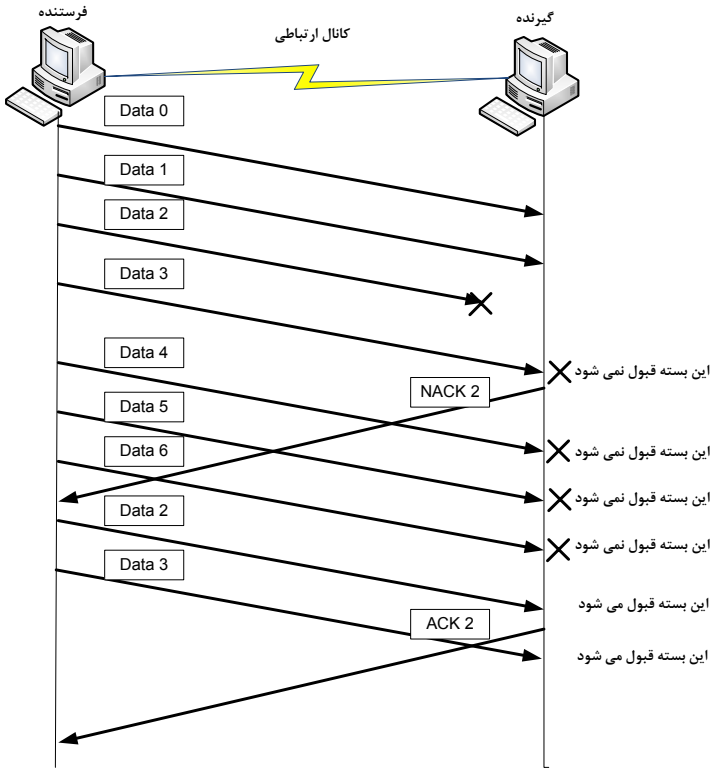
۲ در سمت فرستنده منقضی شود و یا فرستنده پیام NACK دریافت کند، دوباره اقدام به ارسال قاب شماره ۲ و قاب‌های بعد از آن می‌نماید.

۳-۲-۲-۲- روش تکرار انتخابی

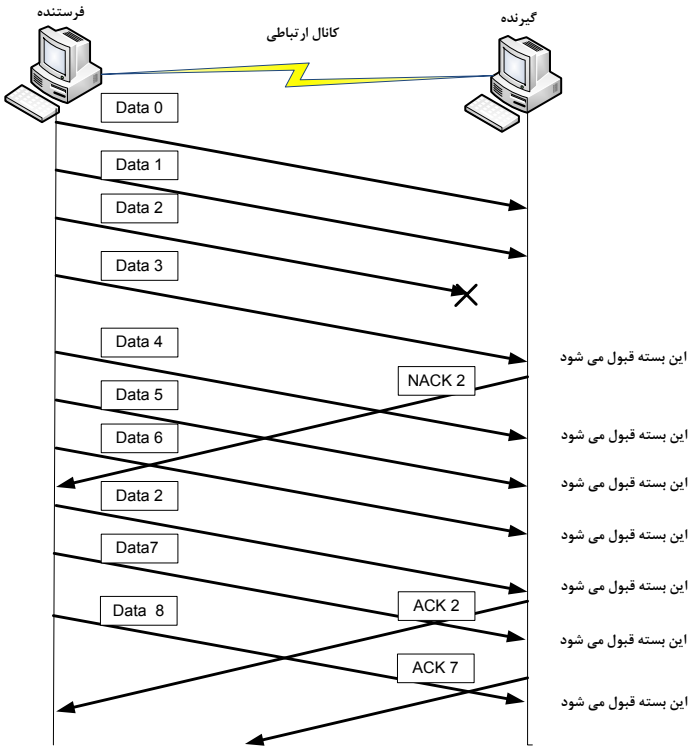
یکی دیگر از استراتژی‌های موجود در هنگام مواجه با خطا در روش پنجره لغزان، تکرار انتخابی قاب‌های معیوب می‌باشد. در این روش چنانچه قابی با خطا مواجه شود وگیرنده آن را دریافت نکند، گیرنده تمامی قاب‌های ورودی بعد از قاب معیوب را دریافت می‌کند و در بافر خود ذخیره می‌نماید و برای قاب معیوب پیام عدم تصدیق ارسال می‌نماید. با دریافت این قاب، فرستنده اقدام به ارسال مجدد قاب معیوب می‌کند و برخلاف روش بازگشت به عقب به اندازه N، نیازی به ارسال مجدد قاب‌های سالم ارسالی بعد از قاب معیوب نمی‌باشد. در شکل (۳-۷) مثالی از نحوه عملکرد روش تکرار انتخابی آورده شده است.

طبیعی است که در این روش، طول پنجره دریافت در سمت گیرنده بزرگتر از ۱ می‌باشد.

با مقایسه دو روش تکرار انتخابی و بازگشت به عقب به اندازه N، به این نتیجه می‌رسیم که در روش تکرار انتخابی میزان استفاده از ظرفیت کانال زیاد می‌باشد و به عبارتی اتلاف پهنای باند کمتری وجود دارد، ولی در مقابل به فضای بافر زیادی در گیرنده نیاز می‌باشد. روش بازگشت به عقب به اندازه N، دارای میزان بهره‌وری کمتری از کانال نسبت به روش تکرار انتخابی است، ولی در مقابل گیرنده فقط به یک بافر به اندازه یک قاب نیاز دارد.



شکل(۳-۶): مثالی از عملکرد روش بازگشت به عقب به اندازه N



شکل(۳-۷): مثالی از عملکرد روش تکرار انتخابی

۳-۳- لایه پیوند داده در شبکه‌های محلی

همان‌طورکه درفصل۱ به آن اشاره شد، کانال‌های انتقال را می‌توان به دو نوع عمده تقسیم‌بندی نمود که عبارتند از: کانال‌های نقطه به نقطه و کانال‌های پخشی. شبکه‌های محلی عمدتاً از کانال‌های پخشی برای انتقال اطلاعات کاربران استفاده می‌نمایند. در کانال‌های پخشی، چندین کاربر به‌طور مشترک از یک کانال استفاده می‌کنند. مهمترین مسئله در کانال‌های پخشی، تخصیص مناسب کانال به کاربران و جلوگیری از تداخل قاب‌های ارسالی هر ایستگاه می‌باشد. در شبکه‌های محلی، لایه پیوند داده به دو زیرلایه مختلف تقسیم می‌شود که عبارتند از: زیرلایه کنترل دسترسی به محیط (MAC[1]) و زیرلایه کنترل اتصال منطقی (LLC[2]). در زیر به بررسی هریک از دو زیرلایه فوق می‌پردازیم.

۳-۳-۱- زیرلایه کنترل دسترسی به محیط

همان‌طور که گفته شد، یکی از مسائل بسیار مهم در شبکه‌های محلی که از کانال‌های پخشی استفاده می‌نمایند، کنترل دسترسی به محیط می‌باشد. این کار توسط زیرلایه کنترل دسترسی به محیط انجام می‌شود. در طراحی مکانیسم‌های دسترسی به محیط عوامل مختلفی نظیر توپولوژی شبکه و نوع کنترل محیط دخالت دارند. در کنترل دسترسی به محیط سه روش مختلف وجود دارد که عبارتند از :

[1] Medium Access Control
[2] Logical Link Control

- ***کنترل مرکزی***[۱] *:* در این روش، یک کنترل‌کننده مرکزی در شبکه وجود دارد که برکل شبکه نظارت دارد. هر ایستگاه قبل از ارسال اطلاعات نیاز به اخذ مجوز از کنترل‌کننده مرکزی دارد. از آن‌جایی‌که تمام ایستگاه‌ها تا اجازه کنترل‌کننده‌ء مرکزی را دریافت نکنند، حق ارسال اطلاعات به شبکه را ندارند، بنابراین در این روش احتمال تداخل وجود ندارد. پروتکل‌های سوئیچینگ مداری، سرکشی[۲] و TDMA[۳] از روش کنترل مرکزی استفاده می‌کنند.
- ***کنترل توزیعی***[۴] *:* در این روش هر ایستگاه برای ارسال اطلاعات نیاز به دریافت نشانه دارد. نشانه در بین ایستگاه‌ها توزیع می‌شود. هنگامی‌که ایستگاهی نشانه را دراختیار دارد، اطلاعات خود را ارسال می‌دارد و سپس نشانه را آزاد کرده و آن را به داخل شبکه می‌فرستد تا سایر ایستگاه‌های شبکه با دریافت آن اقدام به ارسال اطلاعات بنمایند. پروتکل‌هایی نظیر حلقه نشانه و گذرگاه نشانه از روش کنترل توزیعی استفاده می‌نمایند.
- **کنترل تصادفی**[۵] : در این نوع کنترل، هر ایستگاهی در شبکه قادر به ارسال درهرلحظه دلخواه می‌باشد و نیازی به اخذ نشانه و یا دریافت اجازه از یک ایستگاه مرکزی در شبکه ندارد. پروتکل‌هایی نظیر ALOHA, CSMA/CD[6]، حلقه برش بندی شده[۷] و درج ثبات[۸] از این روش کنترل استفاده می‌نمایند.

در زیر به بررسی برخی از مهمترین پروتکل‌های ارسال در شبکه‌های پخشی می‌پردازیم.

۳-۳-۱-۱- پروتکل ALOHA

این پروتکل در سال ۱۹۷۰ توسط آقای نورمن آبرامسون و همکارانش در دانشگاه هاوایی ارائه گردید و به دنبال آن توسط سایر محققین بسط و توسعه یافت. سیستم‌های اولیهALOHA برروی سیستم‌های پخش رادیویی زمینی پیاده‌سازی گردید ولی بر روی هر محیط دیگری نیز قابل پیاده‌سازی می‌باشد.

پروتکل ALOHA به دو نوع تقسیم می‌شود که عبارتند از:

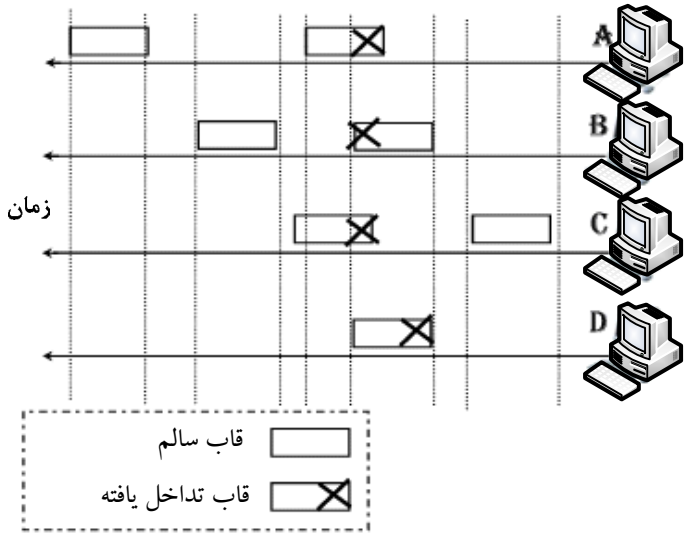
- ***پروتکل* ALOHA *خالص***: در این پروتکل کاربران شبکه اجازه دارند که در هر لحظه دلخواه اقدام به ارسال اطلاعات نمایند. البته مسلماً در این روش امکان تداخل داده‌های ارسالی وجود دارد. برای رفع مشکل تداخل، در این روش هرکاربر بعد از ارسال قاب، کانال را بررسی می‌نماید تا متوجه وقوع تداخل در کانال شود. چنانچه قاب ارسالی با تداخل مواجه شود، فرستنده با بررسی کانال متوجه وقوع تداخل می‌شود و سپس یک زمان تصادفی صبر می‌نماید و دوباره قاب را ارسال می‌دارد. طبیعی است برای کاهش احتمال تداخل دوباره‌ء قاب ارسالی، فرستنده باید یک زمان تصادفی منتظربماند و سپس دوباره قاب را ارسال دارد چون در غیر این‌صورت دوباره تداخل به‌وجود خواهد آمد. به سیستم‌هایی که چندین کاربر برای دسترسی به یک کانال مشترک با یکدیگر به رقابت می‌پردازند، سیستم‌های رقابتی[۹] گفته می‌شود. در شکل (۳-۸) دیاگرام زمانی ارسال قاب‌ها در یک شبکه ALOHA خالص با ۴ کاربرنشان داده شده است. مطابق با این شکل هرگاه دو یا چند قاب همزمان کانال را اشغال نمایند، در این‌صورت تداخل روی خواهد داد و اطلاعات

---

[۱] Centralized control
[۲] Polling
[۳] Time Division Multiple Access
[٤] Distributed control
[٥] Random control
[٦] Carrier Sense Multiple Access/ Collision Detect
[۷] Slotted ring
[۸] Register insertion
[۹] Contention system

از بین می‌رود. حتی اگر اولین بیت یک قاب با آخرین بیت قاب دیگری برروی هم قرار بگیرد، در این‌صورت باز هم تداخل روی داده است و باید دوباره دو قاب ارسال شود.

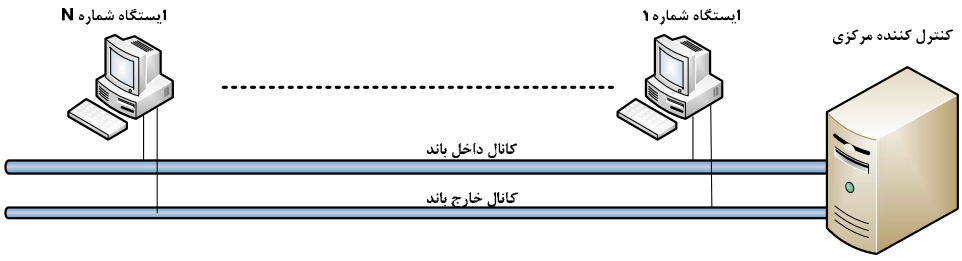
- ***پروتکل ALOHA برش بندی شده:*** در سال ۱۹۷۲ جهت افزایش ظرفیت و بهره‌وری بیشتر از کانال، توسط روبرتس، پروتکل ALOHA برش بندی شده ارائه گردید. در این پروتکل زمان به فواصل معین و ثابتی به نام برش تقسیم‌بندی می‌شود. برخلاف روش ALOHA خالص که هر ایستگاه در هر لحظه از زمان قادر به ارسال می‌باشد، در این روش ایستگاه‌ها فقط در لحظات خاصی که همان شروع هر برش می‌باشد، اجازه ارسال اطلاعات را دارند. با آنالیز ریاضی می‌توان ثابت نمود که حداکثر میزان استفاده از کانال در روش ALOHA خالص برابر با ۱۸ درصد و در ALOHA برش بندی شده برابر با ۳۶ درصد می‌باشد.



شکل (۳-۸): مثالی از یک سیستم ALOHA خالص

۳-۳-۱-۲- روش سرکشی

در این روش که از نوع کنترل مرکزی کانال می‌باشد، ایستگاه‌های شبکه از طریق دو کانال به یک ایستگاه مرکزی که درحکم کنترل‌کننده کانال می‌باشد متصل می‌شوند. در شکل (۳-۹) مثالی از یک سیستم سرکشی آورده شده است.



شکل (۳-۹): مثالی از پروتکل سرکشی

مطابق شکل فوق، بین ایستگاه‌ها و کنترل‌کننده مرکزی، دو کانال وجود دارد. این دو کانال عبارتند از : کانال خارج باند[1] و کانال داخل باند[2] . از کانال داخل باند برای تبادل اطلاعات و داده‌های ارسالی بین ایستگاه‌ها استفاده می‌شود. برای ارسال پیام‌های کنترلی و نشانه بین ایستگاه‌ها از کانال خارج باند استفاده می‌گردد. پروتکل سرکشی به دو نوع تقسیم می‌شود که به بررسی هریک می‌پردازیم.

- ***پروتکل سرکشی چرخشی[3]*** : در این روش کنترل کننده مرکزی به ترتیب به تک‌تک ایستگاه‌ها از طریق کانال خارج باند خود سرکشی می‌نماید. اگر ایستگاهی که به آن سرکشی شده است، اطلاعاتی برای ارسال داشت، آن را ازطریق کانال داخل باند ارسال می‌دارد و پایان ارسال اطلاعات خود را به کنترل کننده مرکزی گزارش می‌دهد. چنانچه ایستگاهی که به آن سرکشی شده است، داده‌هایی برای ارسال نداشته باشد، کنترل‌کننده مرکزی به‌دنبال ایستگاه بعدی می‌رود. سرکشی به ایستگاه‌ها در این روش منظم و چرخشی می‌باشد. روش کار این پروتکل به این صورت است که در ابتدا ایستگاه مرکزی با ارسال پیام خاصی به اولین ایستگاه از آن می‌خواهد که داده‌های خود را ارسال دارد. ایستگاهی که به آن سرکشی شده است، چنانچه داده‌ای برای ارسال داشته باشد، آنها را از طریق کانال داخل باند ارسال می‌کند و در پایان دوباره نشانه را به کنترل‌کننده مرکزی ارسال می‌دارد. کنترل‌کننده مرکزی با دریافت نشانه، آن را برای ایستگاه دوم ارسال می‌دارد و ایستگاه دوم نیز در پایان ارسال داده‌های خود دوباره نشانه را به کنترل کننده مرکزی ارسال می‌کند. این کار به‌طور چرخشی ادامه دارد و به تمام ایستگاه‌ها از طریق کانال خارج باند سرکشی می‌شود.
- ***پروتکل سرکشی هاب[4]:*** یکی از معایب روش سرکشی چرخشی، آن است که در پایان ارسال هر ایستگاه نشانه دوباره به ایستگاه مرکزی ارسال می‌شود و از آن طریق در اختیار ایستگاه بعدی قرارمی‌گیرد. این مسئله باعث افزایش تاخیر بین ارسال دو ایستگاه متوالی می‌گردد، که این امر نیز باعث کاهش میزان استفاده از کانال و اتلاف ظرفیت کانال می‌شود. برای رفع این مشکل از روش سرکشی هاب استفاده می‌شود. در این روش ایستگاه مرکزی ابتدا نشانه را به بالاترین ایستگاه (ایستگاه شماره N) تحویل می‌دهد. چنانچه ایستگاه شماره N اطلاعاتی برای ارسال داشت، اطلاعات خود را ارسال می‌دارد و در پایان ارسال، نشانه را به ایستگاه مجاور خود (ایستگاه N-1) ارسال می‌کند. این روند آن‌قدر ادامه پیدا می‌کند تا دوباره نشانه به ایستگاه مرکزی برسد و یک سیکل ارسال کامل شود. طبیعی است که در مقایسه با روش سرکشی چرخشی، در این روش میزان تأخیر انتظار برای در اختیارگرفتن کانال کاهش می‌یابد و میزان بهره‌وری از کانال افزایش می یابد.

۳-۳-۱-۳- پروتکل تشخیص سیگنال حامل با دسترسی چندگانه (CSMA[5])

چنانچه پروتکلی بتواند ابتدا وجود سیگنال حامل در خط را بررسی نماید و سپس با استفاده از آن اقدام به ارسال یا عدم ارسال اطلاعات خود بنماید، در آن صورت به آن پروتکل تشخیص سیگنال حامل گفته می‌شود. یکی از متداولترین پروتکل‌های تشخیص سیگنال حامل، پروتکلCSMA است. پروتکل‌های CSMA خود به چندین نوع تقسیم می‌شوند که عبارتند از: پروتکل CSMA صددرصد مصرّ[6]و پروتکل CSMA غیرمصرّ[7].

---

[1] Outband line
[2] Inband line
[3] Roll call polling
[4] Hub polling
[5] Carrier Sense Multiple Access
[6] 1-persistent CSMA
[7] Nonpersistent CSMA

در پروتکل CSMA صددرصد مصّر، هنگامی‌که ایستگاهی اطلاعاتی برای ارسال دارد، ابتدا کانال را بررسی می‌نماید تا مطمئن شود کانال مشغول است یا خیر؟ چنانچه کانال مشغول باشد، تا لحظه آزادشدن کانال، صبر می‌نماید و بعد از آن اقدام به ارسال یک قاب می‌کند. اگر قاب ارسالی با تداخل مواجه شود، در این‌صورت ایستگاه مدت زمانی تصادفی صبر می‌نماید و دوباره اقدام به ارسال قاب می‌کند. از آنجایی‌که در این پروتکل هرگاه ایستگاهی کانال را خالی ببیند با احتمال ۱ اقدام به ارسال قاب می‌نماید، به آن پروتکل CSMA صددرصد مصّر گفته می‌شود.

در کارآیی این پروتکل، تأخیر انتشار تاثیر مهمی دارد. چنانچه دو ایستگاه همزمان اقدام به بررسی کانال بنمایند، در این صورت هر دو متوجه خالی‌بودن کانال می‌شوند. چنانچه یکی ازآنها اقدام به ارسال اطلاعات نماید، این احتمال وجود دارد که قبل از آن‌که سیگنال ارسالی ایستگاه اول به ایستگاه دوم برسد، ایستگاه دوم نیز متوجه خالی بودن کانال شده و آن هم اقدام به ارسال اطلاعات کند. طبیعی است که در این صورت هر دو قاب ارسالی با تداخل مواجه می‌شوند و از بین می‌روند. هرچه تأخیر انتشار بیشتر باشد (فاصله ایستگاه‌ها ازهمدیگر زیاد باشد)، در این‌صورت احتمال وقوع تداخل نیز زیاد می‌شود و کارآیی سیستم کاهش می‌یابد.

در پروتکل CSMA غیرمصّر، اشتهای کمتری برای ارسال قاب نسبت به پروتکل CSMA مصّر وجود دارد. در این پروتکل نیز ایستگاه قبل از ارسال از وضعیت کانال آگاهی کسب می‌نماید و چنانچه ایستگاه دیگری در حال ارسال نباشد، شروع به ارسال قاب می‌نماید. ولی در صورتی‌که کانال مشغول باشد، آنگاه ایستگاه به‌طور پیوسته وضعیت کانال را بررسی نمی‌نماید تا به محض این‌که کانال آزاد شد اقدام به ارسال قاب کند بلکه در صورتی‌که کانال مشغول باشد، یک زمان تصادفی صبر نموده و بعد دوباره وضعیت کانال را بررسی می‌نماید. ثابت می‌شود که کارآیی این روش نسبت به روش CSMA مصّر به مراتب بهتر است.

نوع دیگری از پروتکل CSMA با نام P CSMA درصد مصّر[1]نیز وجود دارد. از این پروتکل در کانال‌های برش بندی‌شده استفاده می‌شود. روش کار آن به این صورت است که ایستگاهی که می‌خواهداطلاعاتی ارسال دارد، ابتدا کانال را بررسی‌می‌کند و بعد از آن چنانچه متوجه خالی‌بودن کانال گردید، با احتمال P ارسال می‌دارد و با احتمال 1-P ارسال خود را به برش بعدی موکول می نماید. اگر برش بعدی نیز آزاد باشد با احتمال P ارسال می‌کند و با احتمال 1-P ارسال خود را به برش بعدی می‌اندازد. این فرآیند تا زمانی‌که قاب ارسال نشود و یا تا زمانی‌که ایستگاه دیگری شروع به ارسال ننماید، ادامه پیدا می‌کند. با کاهش P ، کارآیی سیستم افزایش می‌یابد و احتمال تداخل کم می‌شود.

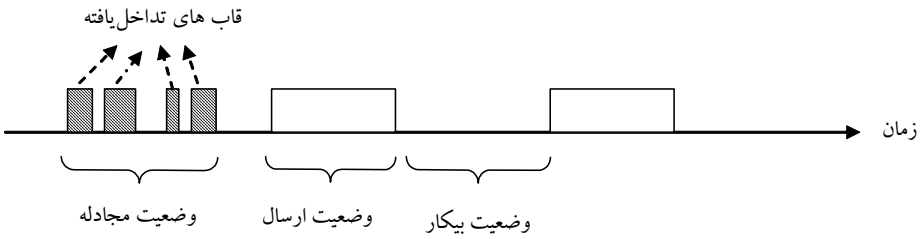
۳-۳-۱-۴- پروتکل CSMA با قابلیت کشف تداخل (CSMA/CD)

از آن‌جایی‌که در پروتکل‌های CSMA، هیچ ایستگاهی وقتی که کانال مشغول است ارسال نمی‌نماید، بنابراین میزان کارآیی آن نسبت به روش ALOHA به مراتب بیشتر می‌باشد. در پروتکلCSMA/CD، هرگاه دو ایستگاه همزمان شروع به بررسی وضعیت کانال بنمایند، متوجه آزادبودن کانال می‌شوند وهر دو با هم اقدام به ارسال قاب می‌کنند. مسلماً قاب‌های ارسالی با تداخل مواجه می‌شود و از بین می‌روند. چنانچه قاب ارسالی در اولین بیت‌های آن و یا در آخرین بیت‌های آن با تداخل مواجه شود، امکان بازسازی آن وجود ندارد و آن قاب از بین می رود. در پروتکل CSMA/CD چنانچه حین ارسال ایستگاهی متوجه وقوع تداخل گردد، بلافاصله ارسال قاب را قطع می‌نماید. قطع سریع ارسال قاب‌های آسیب دیده باعث صرفه‌جویی درزمان و پهنای باند می‌گردد. در پروتکل CSMA/CD هر ایستگاه مطابق با شکل (۳-۱۰) در یکی از سه وضعیت زیر قرار دارد:

[1] P-persistent CSMA

- ***وضعیت ارسال :*** در این وضعیت بدون آن‌که تداخلی گزارش داده شود، ایستگاه در حال ارسال قاب خود می‌باشد و در نهایت با موفقیت این کار را به پایان می‌رساند.
- ***وضعیت مجادله :*** در این وضعیت چند ایستگاه درحال رقابت برای دسترسی به کانال می‌باشند. قاب ارسالی ایستگاه‌ها با یکدیگر تداخل می‌نماید و ایستگاه‌ها یک مدت زمان تصادفی صبرمی‌کنند و دوباره اقدام به ارسال قاب می‌نمایند. این کار آن‌قدر ادامه پیدا می‌کند که بالاخره ایستگاه‌ها موفق به ارسال صحیح قاب شوند.
- ***وضعیت بی‌کار:*** در این وضعیت ایستگاه‌ها قابی برای ارسال ندارند و کانال بلا استفاده و بی‌کار می‌ماند.

چنانچه تاخیر انتشار در شبکه برابر با T باشد، در این صورت هر ایستگاه در بدترین حالت 2T ثانیه باید صبر نماید تا متوجه وقوع تداخل در شبکه شود. چنانچه بعد از گذشت 2T ثانیه هیچ سیگنالی مبنی بر وقوع تداخل گزارش نشود، طبیعی است اطلاعات ارسالی با صحت به مقصد رسیده‌است.



شکل (۳-۱۰): سه وضعیت کاری پروتکل CSMA/CD