

UNIVERZA V LJUBLJANI

Fakulteta za elektrotehniko

Stanislav Kovačič

Komunikacije v avtomatiki

(študijsko gradivo)

Ljubljana, 25. oktober 2001

5 Dostop do prenosnega sredstva in lokalna omrežja

Lokalna omrežja (Ang. **Local Area Networks** - **LAN**) so se pojavila v začetku sedemdesetih iz potrebe po povezovanju manjših računalniških sistemov. Lokalno omrežje spoznamo predvsem po omejenem geografskem področje (od nekaj 10 metrov do nekaj kilometrov), relativno ceneni tehnologij komunikacijskih naprav in prenosnih poti, po razmeroma visoki zanesljivosti prenosa podatkov, ki je vsaj 1000-krat višja od zanesljivosti prenosa v omrežjih velikih geografskih razsežnosti (Ang. **Wide Area Network** - **WAN**) in po visoki hitrosti prenosa, ki je vsaj 1 Mb/s, lahko pa dosega tudi 100 Mb/s in več. Uporabnik lokalnega omrežja je največkrat tudi lastnik omrežja.

Lokalna omrežja omogočajo delitev sredstev (strojne in programske opreme, procesne moči in podatkovnih zbirk) med večje število uporabnikov neodvisno od krajevne namestitve sredstev, lažje in cenejše vzdrževanje programske in strojne opreme, omogočajo povečanje zanesljivosti delovanja s podvajanjem kritičnih sredstev sistema, dajejo celovit pregled nad zbiranjem, obdelavo, izmenjavo ter shranjevanjem podatkov in nudijo centralen nadzor nad stanjem sistema v celoti. Lokalna računalniška omrežja se med seboj tipično razlikujejo

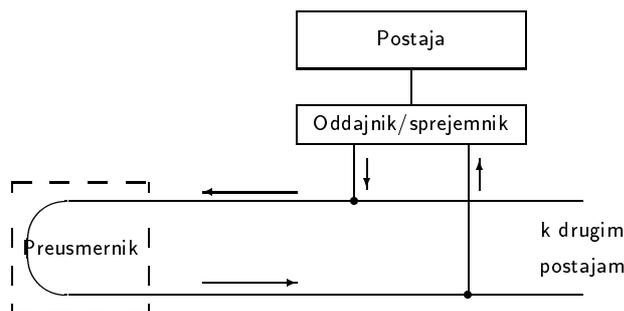
- glede na njihovo fizično ali logično obliko (topologijo),
- glede na način dostopa do skupnega prenosnega medija (ang. *Media Access*),
- glede na frekvenčni pas prenašanja,
- glede na izvedbo prenosne poti,
- po svoji arhitekturi, po izvedbi, po proizvajalcu ter po upoštevanju standardov in/ali priporočil.

Računalnik ali vsako drugo komunikacijsko napravo, ki je neposredno vezana na omrežje, imenujemo *komunikacijsko vozlišče* (Ang. *node*). V omrežjih velikih geografskih razsežnosti opravljajo vozlišča samo komunikacijske naloge. Na eno tako vozlišče je možno povezati večje število avtonomnih računalniških sistemov ali postaj (Ang. *Host*, *End-station*, *Work-station*, *Terminal-station* in podobno). Vozlišča so med seboj povezana v komunikacijski podsistem (Ang. *Communication Subnet*). V lokalnih računalniških omrežjih pa je postaja hkrati tudi vozlišče. Oziroma, lahko bi rekli, da je vozlišče del postaje same. Lokalna omrežja srečamo v vseh osnovnih oblikah: v topologiji zvezda, obroč ali vodilo ali drevo, možne pa so tudi kombinacije naštetih oblik.

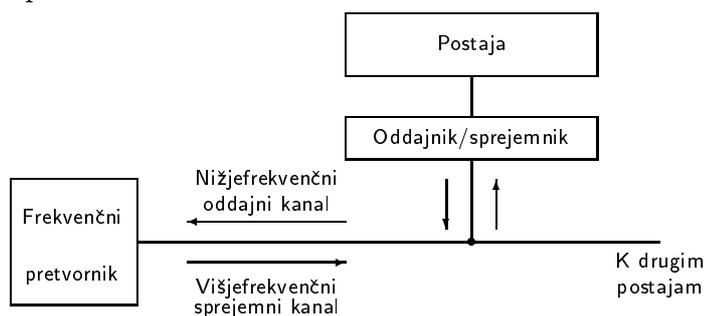
Dostop do komunikacijskega kanala je lahko centraliziran ali decentraliziran. Pri *centraliziranem* (osrednjem) nadzoru dostopa je dodeljevanje skupnega kanala posameznim postajam (ali vzpostavljanje, vzdrževanje in sproščanje zveze) naloga ene od postaj v omrežju. Vzpostavljanje zveze s pozivanjem (ang. Polling) in izbiranjem (ang. Selecting) sta tipična predstavnika centraliziranega nadzora. V sistemih daljinskega vodenja se uporabljata v zvezdastih in večtočkovnih omrežjih. Pri pozivanju osrednja ali nadrejena postaja (ang. Master Station) krožno (drugo za drugo) poziva zunanje ali podrejene postaje (ang. Slave ali Tributary Stations). Če pozvana (naslovljena) postaja ima pripravljene podatke, se odzove pritrdilno ali v odgovor kar takoj pošlje podatke. V primeru, da postaja nima podatkov, se odzove odklonilno in nadzorna postaja pozove naslednjo postajo. Kadar osrednja postaja želi poslati podatke zunanji postaji, jo naslovi-izbere, in če je zunanja postaja pripravljena na sprejem, ji pošlje podatke. V lokalnih omrežjih so znani učinkovitejši mehanizmi dodeljevanja kanala, zato se pozivanje in izbiranje v njih malo uporabljata. Vendar je mešano omrežje (večtočkovno in zvezdasto omrežje) s pozivanjem tipičen primer komunikacije v sistemih daljinskega vodenja. Pri decentraliziranem (porazdeljenem) nadzoru je nadzor dostopa do kanala porazdeljen med vse postaje v omrežju. Prednost porazdeljenega nadzora je manjša občutljivost na okvare (če izpade nadzorna postaja, razpade celotno omrežje) in svobodnost pri spreminjanju omrežja (dodajanju/odvzemanju postaj). Porazdeljen nadzor se v lokalnih omrežjih več uporablja.

Glede na dostop do prenosnega medija (kanala) ločimo omrežja z naključnim dostopom in omrežja s predvidljivim (determinističnim) dostopom. V prvem primeru je trenutek dodelitve kanala neki postaji vnaprej nemogoče zagotovo napovedati. Lahko se zgodi, da neko postajo neprestano preHITEVajo druge postaje. Teoretično je možno, čeprav malo verjetno, da postaja z oddajo sploh ne pride na vrsto. Takšen način dodeljevanja je v časovno kritičnih sistemih (nekaterih industrijskih sistemih, ki morajo delovati v stvarnem času), manj primeren ali celo neprimeren. Dobro se obnese v neobremenjenih omrežjih. Lokana omrežja s predvidljivim dostopom do kanala nimajo te slabosti. Dostop do kanala je bodisi urejen centralno s pozivanjem in izbiranjem ali pa je dostop do kanala urejen s posebnim bitnim vzorcem, imenovanim žeton (Ang. token), ki potuje od postaje do postaje. Ko postaja dobi žeton, postane kanal njen in začeti sme z oddajo. Ko konča z oddajo, preda žeton naslednji postaji. Najdaljši čas čakanja na kanal se da vnaprej napovedati za vsako postajo.

Glede na frekvenčni pas kanala ločimo omrežja z informacijskim signalom v osnovnem frekvenčnem pasu (Ang. Baseband) in omrežja z informacijskim signalom v višjem frekvenčnem pasu (Ang. Broadband). V prvem primeru je informacijski signal nemoduliran in informacijski kanal zavzema celotno razpoložljivo frekvenčno širino prenosnega medija (od 0 Hz naprej). Večina lokalnih omrežij je te vrste. Glavni razlog za gradnjo takšnih omrežij je nižja cena izvedbe, spreminjanja in vzdrževanja omrežja. Omrežja z informacijskim signalom v višjem



Slika 91: Dvokabelska izvedba omrežja tipa vodilo s signalom v visokofrekvenčnem pasu.



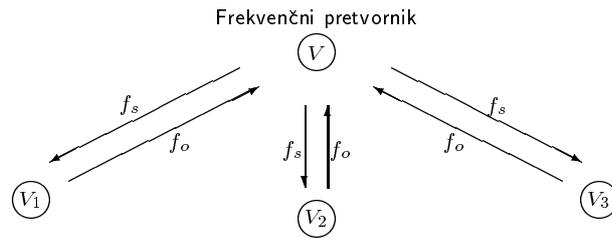
Slika 92: Enokabelska izvedba omrežja tipa vodilo s signalom v visokofrekvenčnem pasu.

frekvenčnem pasu zahtevajo visokofrekvenčne modulatorje in demodulatorje (visokofrekvenčne MoDeme), ki premaknejo informacijski signal v višji frekvenčni pas. To podraži izvedbo in vzdrževanje omrežja. Tehnologija tovrstnih mrež je prevzeta od kableske televizije (KTV). Cenovno ugodnejša se izkaže tedaj, kadar se isti prenosni medij (kabel) koristi večnamensko (na primer za prenos podatkov, govora in za prenos TV slike). Obstajata dve izvedbi omrežij tipa vodilo, ki za prenos podatkov izkoriščajo višje frekvenčno področje, in sicer: enokabelska izvedba in dvokabelska izvedba. Pri dvokabelski izvedbi so vsi oddajniki postaj vezani na enega od obeh kablov (oddajni kanal), vsi sprejemniki postaj pa na drugi kabel (sprejemni kanal), kot je narisano na sliki 91.

V enokabelski izvedbi imamo namesto dveh kablov en sam kabel, sicer pa so razmere podobne kot v dvokabelski izvedbi. Oddajni in sprejemni kanal sta frekvenčno multipleksirana na skupni kabel, kot je prikazano na sliki 92.

Vse postaje oddajajo v nižjem frekvenčnem pasu (oddajni kanal) in sprejemajo v višjem frekvenčnem pasu (sprejemni kanal). Frekvenčni premik signala iz nižjega v višji frekvenčni pas opravlja posebna naprava na koncu kabla (Ang. Head-End).

Glede na uporabljeni prenosni medij spadajo lokalna omrežja v tri glavne kate-



Slika 93: Omrežje ALOHA. Postaje oddajajo na frekvenci $f_o = 407 \text{ MHz}$ in sprejemajo na frekvenci $f_s = 419 \text{ MHz}$.

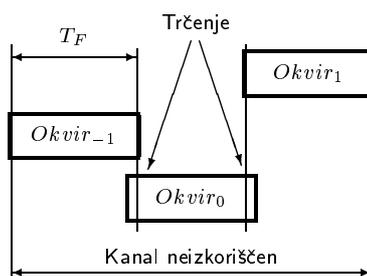
gorije. Omrežja, ki uporabljajo: koaksialni kabel, optična vlakna (Ang. Optical fibers) ali parico (Ang. Twisted pair). Največ se uporablja koaksialni kabel, tako za prenos v osnovnem kot tudi v višjem frekvenčnem področju. Je odporen na zunanje elektromagnetne vplive in ima dobre frekvenčne karakteristike. Najcenejša je običajna telefonska parica. Zunaj vplive se zmanjša s prepletanjem. Ker sta oba vodnika enako izpostavljeni elektomagnetnim vplivom, se vpliv motenj medsebojno uničuje. Parica se uporablja v zvezdastih omrežjih za povezavo postaj točka-točka in tudi za večtočkovno povezovanje. Optična prenosna sredstva vse bolj nadomeščajo kovinske vodnike. Omogoča višje hitrosti prenosa in daljše razdalje. Prenosna zmogljivost optičnega vlakna znaša do $100 \text{ GHz} \cdot \text{Km}$. Odlikuje jih nizko prenosno slabljenje (pod 0.5 dB/Km), majhne prečne dimenzije (premer obloge $125 \mu \text{ m}$), majhna teža, imunost na zunanje elektromagnetne motnje in sklapljanje (presluh). Zaradi zahtevnega priključevanja so vlakna primerna predvsem za omrežja zvezdaste ali zankaste oblike (povezave točka-točka).

Najbolj značilen za lokalna omrežja je način dostopa do skupnega prenosnega medija. V nadaljevanju se bomo posvetili predvsem načinom dostopa večjega števila postaj do skupnega kanala in mednarodnim standardom s tem v zvezi.

5.1 Protokoli tipa ALOHA

V sedemdesetih letih je Norman Abramson s sodelavci na *University of Hawaii* izdelal nov način dodeljevanja skupnega kanala večjemu številu postaj. Abramson je imenoval svoj sistem ALOHA (slika 93).

V tem sistemu je za komunikacijski kanal sicer izkoristil radijske zveze, vendar je način dodeljevanja kanala primeren za vsak informacijski kanal z množičnim dostopom. Omrežje ALOHA je delovalo s hitrostjo 9600 bitov na sekundo. Vse postaje so oddajle na enem frekvenčnem pasu in sprejemale na drugem frekvenčnem pasu. Frekvenčno pretvorbo je opravljala ena od postaj. Kar je oddala ena postaja so "slišale" vse postaje. Po Abramsonovem vzoru so kasneje razvili številne različice množičnega dostopa do skupnega kanala tipa ALOHA.



Slika 94: Vpliv trčenj na neizkoriščenost kanala v čistem ALOHA.

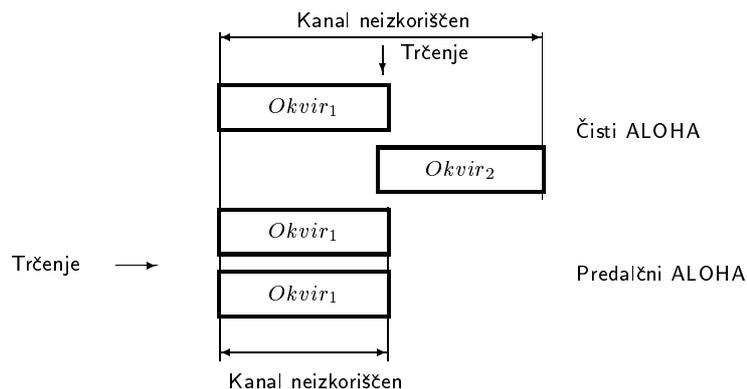
Za vse protokole tipa ALOHA je značilno, da je nadzor dostopa do kanala porazdeljen med vse postaje in da je naključne narave.

Čisti ALOHA Osnovna zamisel sistema ALOHA je enostavna: postaja sme začeti z oddajo okvirja vedno in kadarkoli ima pripravljen okvir, neodvisno od ostalih postaj in neodvisno od zasedenosti kanala. Če v kanal od začetka do konca okvirja oddaja samo ena postaja, ostane okvir nepoškodovan. Prisotnost okvirja zaznajo sicer vse postaje, vendar ga sprejeme samo naslovljena postaja oziroma tista, ki ji je namenjen. Možna je seveda tudi splošna oddaja, to je oddaja na naslov, ki je skupen vsem postajam (ang. Broadcast) ali skupini (ang. Multicast) postaj.

V primeru, da sočasno oddajata vsaj dve postaji, se v skupnem kanalu oba signala pomešata in okvir je uničen. Pojavu sočasnega oddajanja večjega števila postaj v skupen informacijski kanal pravimo trčenje (ang. Collision). Oddajna postaja ima tako kot vse druge postaje možnost sprejemati iz kanala. Torej ima tudi možnost primerjati oddani okvir s sprejetim okvirjem. V primeru, da je prišlo do trčenja, se oddani in sprejeti okvir razlikujeta in potrebna je ponovna oddaja istega okvirja. Čas čakanja pred ponovnim začetkom oddaje mora biti naključen, sicer bodo iste postaje vedno znova trčile.

Kakšna je prepustnost kanala? V primeru, da je malo potreb po oddaji oziroma kanal ni obremenjen, je trčenje malo in praktično vsaka postaja dobi kanal takoj, ko ga potrebuje. Prepustnost in izkoristek kanala sta dobra. Z obremenitvijo kanala se večja število trčenj in prepustnost kanala močno upade. Slika 94 ponazarja problem trčenj.

Srednji okvir se časovno čisto malo prekrije (trči) s predhodnjim okvirjem. Podobno naslednji okvir za malo trči s srednjim okvirjem. Rezultat v narisanih razmerah pa je ta, da so vsi trije okvirji uničeni. Kanal je v tem času neizkoriščen. Naj postaja začne z oddajo okvirja v trenutku t_0 in naj okvirji trajajo čas T_F . Okvir bo 'preživel', če ni nihče pred njim začel z oddajo najmanj čas T_F in če ne



Slika 95: Primerjava čistega in predalčnega ALOHA. Čas neizkoriščenosti kanala je pri predalčnem ALOHA polovico krajši kot v čistem ALOHA.

bo nihče začel z oddajo vsaj še čas T_F . Torej sme v intervalu $[t_0 - T_F, t_0 + T_F]$ dolžine $2 \times T_F$ začeti z oddajo samo ena postaja, čeprav bi morda pričakovali, da je dovolj krajši interval T_F .

Predalčni ALOHA Leta 1972 je Roberts objavil metodo, s katero se da podvojiti prepustnost sistema tipa *čisti* ALOHA. Predlagal je, da bi čas delili na enake časovne presledke ali 'predale'. Od tu ime *predalčni* ALOHA (Ang. Slotted ALOHA). Časovno zvezni ALOHA se s tem spremeni v časovno diskretni ALOHA. Trajanje presledka naj bi bilo enako trajanju enega okvirja. Postaje v omrežju tipa predalčni ALOHA ne smejo več začeti z oddajo kadarkoli, denimo v sredini predala, kot pri čistem ALOHA, temveč morajo počakati na naslednji časovni predal. Postaje so s tem sinhronizirane na začetek predala. Sinhronizacijo postaj na začetek predala je na primer možno doseči s kratkim signalom, ki ga periodično oddaja neka naprava. S tem, ko omejimo pravico za začetek oddaje na začetek predala, se 'nered' v kanalu zmanjša in pričakujemo, da se prepustnost zveča.

Kdaj bo oddajanje ovirja uspešno? Oddajanje okvirja uspe, če v intervalu T_F oddaja samo ena postaja. To pa se zgodi, če na začetku predala začne z oddajo samo ena postaja. Namreč, postaji lahko trčita samo na začetku predala ne pa v sredini. V primeru, da začne na začetku predala z oddajo več postaj, pride do trčenja in kanal je v času trajanja predala neizkoriščen. Torej, če postaji trčita, bo pri predalčnem ALOHA kanal neizkoriščen samo čas T_F , in ne (skoraj) dvakrat toliko kolikor je v najslabših razmerah pri čistem ALOHA. Čas neizkoriščenosti kanala zaradi trčenj se skrajša. Vpliv trčenja na neizkoriščenost kanala v obeh izvedbah ALOHA prikazuje slika 95.

5.2 Izkoristek ALOHA

V omrežju ALOHA z velikim številom neodvisnih postaj lahko verjetnost za sočasno oddajanje k postaj aproksimiramo s Poissonovo verjetnostno porazdelitvijo,

$$p_k = \frac{\lambda^k \exp^{-\lambda}}{k!}, \quad (k = 0, 1, 2, \dots).$$

Pri tem je p_k verjetnost, da v intervalu T_F začne z oddajo natanko k postaj in je λ povprečno število oddajanj (frekvenca) v tem intervalu. Pri predalčnem ALOHA oddaja okvirja uspe, če v časovnem predalu s trajanjem T_F začne z oddajo natanko ena postaja. Kanal je v takem predalu torej izkoriščen. Verjetnost, da se to zgodi je

$$p_1 = \lambda e^{-\lambda}.$$

Kanal ni izkoriščen v tistih predalih, ko ne oddaja nobena postaja ali če začne z oddajo več kot ena postaja. Kakšen naj bo λ , da bo verjetnost p_1 največja. Odvajajmo po λ in izenačimo odvod z nič,

$$\frac{dp_1}{d\lambda} = e^{-\lambda} - \lambda e^{-\lambda} = 0.$$

Verjetnost je maksimalna, če je povprečno število oddaj na predal λ_{opt} enako ena. Maksimalna verjetnost uspeha in s tem maksimalni izkoristek, na katerega lahko upamo v idealnih razmerah, je torej

$$E_{S.ALOHA.max} = \frac{p_{1.max} T_F}{T_F} = 1/e \approx 0.37.$$

To ni veliko, v omrežju tipa čisti ALOHA pa je izkoristek še slabši. Pri čistem ALOHA oddaja okvirja s trajanjem T_F uspe, če v intervalu $2 \times T_F$ začne z oddajo natanko ena postaja. Kanal ni izkoriščen, če v času $2 \times T_F$ ne oddaja nobena postaja ali če začne z oddajo več postaj. Verjetnost, da začne z oddajo v intervalu $2 \times T_F$ k postaj je

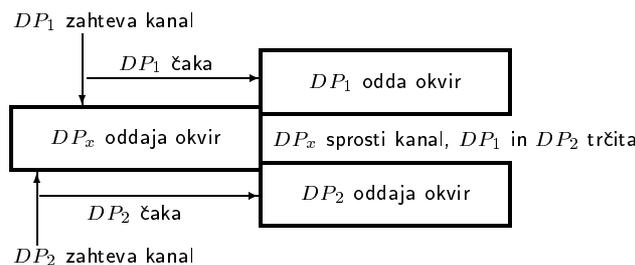
$$p_k = \frac{(2\lambda)^k e^{-2\lambda}}{k!}, \quad (k = 0, 1, 2, \dots).$$

pri čemer je 2λ povprečno število oddaj v tem intervalu. Verjetnost oddaje enega je:

$$p_1 = 2\lambda e^{-2\lambda}.$$

Ta verjetnost je maksimalna pri $\lambda_{opt} = 1/2$ in znaša $p_{1.max} = 1/e$. V času $2 \times T_F$ je kanal izkoriščen čas T_F . Najboljši izkoristek omrežja čisti ALOHA je zato dvakrat nižji od izkoristka pri predalčnem ALOHA,

$$E_{P.ALOHA.max} = \frac{p_{1.max} T_F}{2T_F} = \frac{1}{2e} \approx 0.18.$$



Slika 96: Primer trčenja v 1-persistentnem CSMA. Čakajoče postaje se sinhronizirajo na koncu okvirja in takoj trčijo.

5.3 Protokoli tipa CSMA

Najboljši izkoristek kanala (prepustnost) predalčnega ALOHA je komaj 37 odstotkov. Torej, od 100 časovnih predalov je samo 37 izkoriščenih. Eden od razlogov za tako slab izkoristek so precej kaotične razmere v kanalu. Pričakujemo, da bi z uvedbo več 'reda' pri dodeljevanju kanala izkoristek kanala narasel.

V lokalnih omrežjih so zakasnitve zaradi širjenja signala v kanalu razmeroma majhne, zato lahko vse postaje kaj kmalu po začetku oddajanja neke postaje zaznajo prisotnost signala na kanalu. Pravzaprav lahko postaje cel čas opazujejo razmere v kanalu in se prilagajajo tem razmeram. Protokole, pri katerih postaje preverjajo prisotnost informacije v kanalu (prisluskujejo) imenujemo prisluskovalni protokoli (ang. Carrier Sense Protocols). V prisposobi bi lahko rekli, da velja pravilo 'poslušaj predno govoriš'.

Eden od prisluskovalnih protokolov je *1-perzistenten CSMA protokol* (Carrier Sense Multiple Access). V tem protokolu vsaka postaja, ki ima pripravljene podatke za oddajo, najprej preveri, če je kanal prost. Če je kanal že zaseden, postaja počaka - zadrži oddajo, dokler ni kanal prost. Ko postane kanal prost, postaja takoj začne z oddajo. V primeru trčenja (istočasnega začetka oddajanja še vsaj ene postaje) postaja počaka naključno dolg čas in nato poskusi znova. Protokol se imenuje 1-perzistenten CSMA zato, ker postaja, ki ima pripravljene podatke, začne oddajanje z verjetnostjo 1 takoj ko ugotovi, da je kanal prost.

V kakšnih okoliščinah pride do trčenja? Predvsem takrat, ko se med oddajanjem neke postaje nabere več postaj, ki čakajo na oddajo. Takoj, ko oddajna postaja sprosti kanal (konec okvirja), se hočejo čakajoče postaje polastiti kanala in zato neizbežno trčijo, glej sliko 96.

Na možnost trčenja bistveno vpliva tudi čas širjenja signala vzdolžkanala. Poglejmo zakaj. Naj bo čas širjenja signala med skrajnima koncema kanala (kabela) enak τ . Denimo, da je na enem koncu postaja A , na drugem koncu postaja B in da obe postaji želita pridobiti kanal. Postaja A preveri kanal in

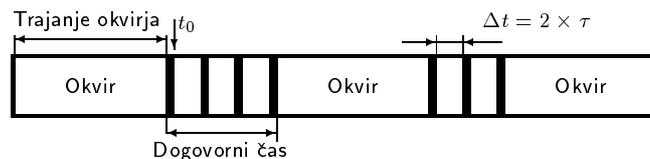
ugotovi, da je kanal prost. Zato začne z oddajo okvirja. Signal se širi vzdolž kanala in pride do postaje B šele po času τ . Tudi postaja B se skuša polastiti kanala. Predno signal pride do postaje B le-ta čuti, da je kanal prost. Torej sme začeti z oddajo in trčenje je neizbežno. Do trčenja lahko pride kadarkoli znotraj intervala τ . Daljši je ta čas, večja je možnost trčenja in slabša je prepustnost kanala.

Naslednji protokol je *neperzistenten CSMA* (0-perzistenten CSMA). V tem protokolu so postaje manj požrešne. Vsaka postaja pred oddajo prisluškuje, tako kot prej. Če je kanal prost (nihče ne oddaja), začne z oddajo. Če pa je kanal zaseden, se postaja ne skuša polastiti kanala takoj, ko ga sprost oddajna postaja, kar bi se zgodilo pri 1-perzistentnem CSMA. Pri neperzistentnem CSMA postaja počaka naključno dolgo in šele nato poskusi znova z oddajo. Neperzistenten CSMA zagotavlja boljši izkoristek kanala, vendar je čakalni čas postaj daljši.

Zadnji protokol tega tipa je *p-perzistenten CSMA*. Temelji na predalčnem ALOHA in deluje takole. Predno postaja začne z oddajo, preveri stanje kanala. Če je kanal zaseden, postaja počaka na naslednji presledek in ponovi preverjanje kanala. Če pa je kanal prost, začne oddajati z verjetnostjo p . Z verjetnostjo $q = (1 - p)$ počaka z oddajo do naslednjega predala. V primeru, da se postaja odloči za čakanje na naslednji predal, se razmere ponovijo. Torej, če je naslednji predal prost, začne oddajati z verjetnostjo p in ne začne oddajati z verjetnostjo q . Če pa je med tem začela z oddajo druga postaja (naslednji presledek je zaseden), postaja postopa enako, kot če bi trčila. To je, počaka naključno dolgo in tedaj poskusi znova. Pri *p-perzistentnem CSMA* je p parameter z vrednostjo med nič in ena, ki vpliva na prepustnost kanala in tudi na čas čakanja postaj na kanal. V splošnem velja, da za manjši p prepustnost kanala z obremenitvijo počasneje pada, zato je prepustnost kanala pri večji obremenitvi večja. Zakasnitev oddaje posameznih postaj pa narašča.

5.4 Protokol CSMA/CD

x -perzistentni CSMA ($0 \leq x \leq 1$) protokoli so v pogledu prepustnosti kanala nedvomno boljši od čistega ali predalčnega ALOHA. Preprosto zato, ker postaje ne začnejo z oddajo, če je kanal že zaseden. S tem se v večini primerov izognejo trčenju. Povejmo še, da je v vseh do sedaj obravnavanih protokolih potrebna enaka materialna oprema, različen je samo algoritem. Tako pri protokolih CSMA kot pri protokolih ALOHA pa postaje oddajo okvir do konca, tudi če je prišlo do trčenja. Prepustnost kanala se da izboljšati, če postajam omogočimo, da prekinejo z oddajo čimprej po trčenju, saj nadaljevanje oddajanja okvirja, ki je v vsakem primeru že pokvarjen, pomeni s strani kanala čisto izguba časa. Potrebujemo pa postaje dodatno vezje za odkrivanje trčenj in za prekinitev oddajanja, ko se trčenje odkrije. V prisposobi bi mogli imenovati tak način dostopa do



Slika 97: Model dodeljevanja kanala po protokolu CSMA/CD.

kanala 'poslušaj tudi ko govoriš'. Protokole s to lastnostjo označujemo s kratico CSMA/CD (Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection). Protokoli CSMA/CD se množično uporabljajo v lokalnih omrežjih. Model CSMA/CD (prisluškovanje z odkrivanjem trčenj) prikazuje slika 97.

V trenutku t_0 je neka postaja končala z oddajo. Vsaka druga postaja, ki ima potrebo po oddaji, lahko tedaj poskusi z oddajo, saj je kanal prost. V primeru, da nobena postaja nima potrebe za oddajo, bo kanal ostal prost - neizkoriščen. Če začne z oddajo ena sama postaja, bo ta pridobila kanal in kanal bo v času trajanja okvirja spet izkoriščen. Če pa se za začetek oddajanja odločita vsaj dve postaji, pride do trčenja in kanal je neizkoriščen. Vsaka postaja bo (skoraj) takoj odkrila trčenje, prekinila z oddajo, počakala naključno dolgo in nato poskusila znova. Kanal bo v tem primeru neizkoriščen toliko časa, kolikor je potrebno za to, da se trčenje odkrije. V kanalu so torej možna tri stanja: v kanalu je okvir in kanal je izkoriščen, kanal je prost in zato neizkoriščen in postaje so trčile in kanal je neizkoriščen. V bistvu se izmenjujeta dve obdobji: obdobje, ko je kanal *izkoriščen* in obdobje, ko je kanal *neizkoriščen*. Trajanje obdobja, ko je kanal neizkoriščen, se naključno spreminja. Trajanje obdobja, ko je kanal izkoriščen, pa je vedno enako in je enako trajanju okvirja. Trajanje obdobja, ko je kanal neizkoriščen, bomo imenovali dogovorni čas. Sestavljen je iz poljubnega števila časovnih presledkov Δt . Časovni presledek Δt je določen s časom, ki je potreben, da postaje odkrijejo trčenje. Poglejmo, koliko časa je potrebno za to. Denimo, da začneta postaji A in B z oddajo natanko v trenutku t_0 . Postaja A je na enem skrajnem koncu kanala in postaja B je na drugem skrajnem koncu. Predno pride signal z enega konca kanala na drugi konec, mine čas τ . To je hkrati tudi čas, ki je potreben, da se trčenje odkrije (če zanemarimo čas, ki ga rabi zase nadzorno vezje posameznih postaj). V najslabših razmerah, in prav je, da upoštevamo najslabše razmere, pa je ta čas še enkrat daljši. Vzemimo, da se v trenutku t_0 skuša polastiti kanala postaja A . Predno postaja B za to zve, mine čas τ . Lahko se zgodi, da začne sama z oddajo tik pred tem in trčenje je tu. Postaja A se trčenja zave šele po času τ , ko jo doseže signal postaje B . Da se trčenje odkrije, je v najslabših razmerah potreben čas skoraj $2 \times \tau$. Postaja A je prepričana, da se je polastila kanala šele potem, ko je oddajala čas $2 \times \tau$. Na primer, na kablu dolžine 1000 metrov je $\tau \approx 5 \mu s$ in $2 \times \tau$ je približno $10 \mu s$. Čim daljši je kabel, tem večja je možnost trčenja. Poudarimo, da je zaznavanje trčenj analogen in ne digitalen

problem. Postaja mora vsekakor sprejemati med oddajanjem. Če se oddani signal razlikuje od sprejetega, pomeni to trčenje. Informacijski signal mora biti zato tak, da je možno razlikovati med pokvarjenim signalom in nepokvarjenim signalom. Recimo, trčenje dveh signalov z vrednostjo 0 voltov je nemogoče ugotoviti. Zato se v večini primerov uporablja 'Manchester' postopek kodiranja signalov.

5.5 Izkoristek protokola CSMA/CD

Kot smo že ugotovili, se pri dodeljevanju kanala po protokolu CSMA/CD na kanalu izmenjujeta dve obdobji: obdobje s trajanjem T_F , ko je kanal izkoriščen in obdobje s povprečnim trajanjem \bar{T} , ko kanal ni izkoriščen. Kanal je izkoriščen, ko se ena od postaj polasti kanala. Trajanje tega obdobja je določeno s trajanjem okvirja T_F . Trajanje obdobja, ko kanal ni izkoriščen se naključno spreminja. Sestavlja ga poljubno število časovnih presledkov Δt , (glej sliko 97). Izkoriščenost kanala $E_{CSMA/CD}$ bomo definirali z razmerjem časov,

$$E_{CSMA/CD} = \frac{T_F}{T_F + \bar{T}}. \quad (32)$$

Izkoriščenost je največja (enaka 1), ko je $\bar{T} = 0$. V izrazu (32) nastopa povprečni čas neizkoriščenosti kanala, ki ga moramo šele določiti. Za ovredotenje protokola CSMA/CD predpostavimo močno in enakomerno obremenjeno omrežje. V teh razmerah je stanje v omrežju najbolj kritično. Namreč, v neobremenjenem omrežju je kanal večinoma prazen in postaje dobijo kanal (skoraj) vedno takoj, ko ga potrebujejo. V obremenjenem omrežju pa obstaja več postaj, ki čakajo na oddajo. Naj bo v omrežju vedno N čakajočih postaj. Nadalje predpostavimo, da je verjetnost, da bo ena od N postaj začela z oddajo enaka za vse postaje in da znaša p . Izračunajmo najprej, kolikšna je verjetnost, da se ena od čakajočih postaj polasti kanala. To se zgodi, če ena od postaj in nobena druga začne z oddajo. Verjetnost, da se to zgodi je

$$p_u = N \times p \times (1 - p)^{N-1}.$$

Ko se ena pod postaj polasti kanala, se konča dogovorni interval in začne interval oddajanja. Da bi izračunali povprečni čas trajanja dogovornega intervala, izračunajmo najprej verjetnost, da traja dogovorni interval k , ($k = 0, 1, 2, \dots, \infty$) časovnih presledkov Δt :

Brez čakanja ($k = 0$),	$p_0 = p_u$
Čakanje Δt ($k = 1$),	$p_1 = (1 - p_u) \times p_u$
Čakanje $2 \times \Delta t$,	$p_2 = (1 - p_u) \times (1 - p_u) \times p_u$
...	...
Čakanje $k \times \Delta t$,	$p_k = (1 - p_u)^k \times p_u$
...	...

Povprečno število časovnih presledkov Δt je:

$$\bar{k} = \sum_{k=0}^{\infty} k \times p_k = \sum_{k=1}^{\infty} k \times (1 - p_u)^k \times p_u = p_u \times \sum_{k=1}^{\infty} k \times q^k, \quad (33)$$

kjer je $q = (1 - p_u)$. Ko izračunamo neskončno vsoto (33), dobimo:

$$\bar{k} = p_u \times \frac{q}{(q - 1)^2} = \frac{1 - p_u}{p_u}$$

in povprečni čas \bar{T} , ko kanal ni izkoriščen, je $\bar{T} = \bar{k} \times \Delta t$. Izkoriščenost kanala je:

$$E_{CSMA/CD} = \frac{T_F}{T_F + \frac{1-p_u}{p_u} \Delta t} = \frac{1}{1 + \frac{1-p_u}{p_u} \frac{\Delta t}{T_F}}.$$

Ker p_u pada z naraščanjem obremenitve omrežja (s številom čakajočih postaj N), pada z obremenitvijo tudi izkoriščenost. Poglejmo, kakšen naj bo p , da bo verjetnost uspeha p_u največja. Odvajajmo p_u na p in odvod izenačimo z nič,

$$\frac{dp_u}{dN} = N(1 - p)^{N-1} - N(N - 1)(1 - p)^{N-2} = 0, \rightarrow p = \frac{1}{N}.$$

Verjetnost p_u je največja, če postaje pri oddaji upoštevajo število postaj N tako, da je $p = 1/N$ in

$$p_{u.max} = \left(\frac{N - 1}{N}\right)^{N-1}$$

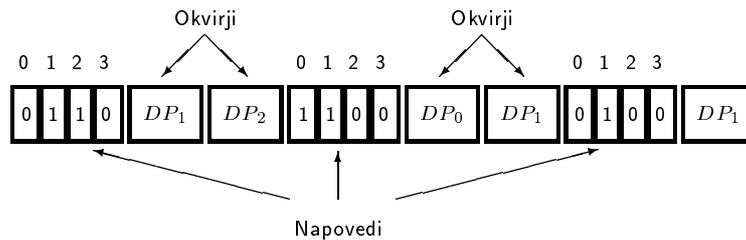
Vrednost tega izraza se v odvisnosti od N kaj malo spreminja (za $N = 4$ je $p_{u.max} = 0.42$, za $N = 8$ je $p_{u.max} = 0.39$, za $N = 16$ je $p_{u.max} = 0.38$, i.t.d.). Za naše izračune naj bo $p_{u.max}$ kar enak 0.4. Rekli smo že, da je časovni presledek Δt približno enak dvojnemu času potovanja signala z enega na drugi konec kabla, $\Delta t = 2 \times \tau$. Z upoštevanjem teh ugotovitev dobi izraz za izkoristek naslednjo obliko,

$$E_{CSMA/CD} = \frac{1}{1 + 3\frac{\tau}{T_F}}.$$

Torej na en uspešen prenos okvirja v povprečju izgubimo 3τ časa, v resnici pa je ta čas še daljši. Na trajanje okvirja vpliva število bitov v okvirju (dolžina okvirja) in hitost prenosa. Predpostavimo, da postaje oddajajo z največjo možno hitrostjo C , ki jo dovoljuje kanal in da okvir vsebuje F bitov. Upoštevajmo še, da je čas širjenja signala po kanalu odvisen od hitrosti širjenja v in dolžine kabla L . Izkoriščenost kanala potem je:

$$E_{CSMA/CD} = \frac{1}{1 + 3\frac{LC}{vF}}. \quad (34)$$

Izkoriščenost kanala torej raste z dolžino okvirja in pada z dolžino kabla, glej enačbo (34). Čim večja je kapaciteta kanala (kvalitetna in zato draga prenosna pot), tem večji je vpliv dolžine kabla in obremenitve omrežja na upadanje prepustnosti omrežja. Iz tega sklepamo, da v obsežnih omrežjih z visoko kapaciteto kanala (veliko pasovno širino) protokol CSMA/CD ni najbolj primeren.



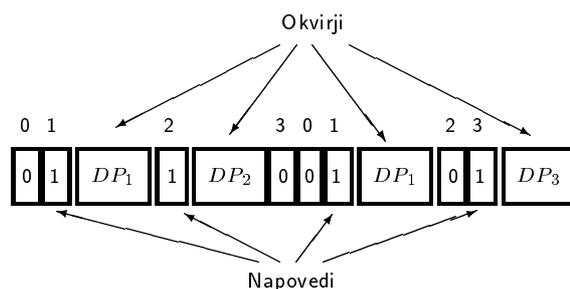
Slika 98: Dodeljevanje kanala z napovedovanjem (Osnovni napovedni protokol). Po napovednem intervalu sledijo napovedani okvirji.

5.6 Protokoli brez nevarnosti trčenja

V protokolih tipa CSMA/CD ne more priti do trčenja, čim se neka postaja polasti kanala. Do trčenja more priti samo v dogovornem času. Vendarle je trčenje možno in pri velikem času kasnenja (dolgi kabel) in kratkem času trajanja okvirja (majhna informacijska vsebina in velika hitrost prenosa) lahko tudi to resno ogrozi prepustnost kanala. To pa pomeni, da utegne postati v omrežjih prihodnosti z večjimi razsežnostmi in z višjimi hitrosti prenosa danes najbolj priljubljeni protokol CSMA/CD neprimeren. Trčenjem se lahko izognemo na dva načina: z napovedovanjem oddaje pred začetkom oddaje ali z eksplicitnim dodeljevanjem pravice za oddajo. Ta pravica, ki jo običajno imenujemo "žeton" (ang. Token), po nekem pravilu kroži od postaje do postaje in dokler je v omrežju samo en žeton do trčenja ne more priti. V tem podpoglavju bomo opisali dva protokola iz prve skupine, ki popolnoma preprečita možnost trčenja. Oba temeljita na predhodni napovedi oddaje. V kanalu se izmenjujeta dve obdobji: napovedni interval in oddajni interval. V napovednem intervalu imajo postaje možnost napovedati potrebo po oddaji.

V osnovni obliki napovednega protokola (ang. Basic Bit-Map Method) sestavlja napovedni interval N časovnih predalov (bitni vzorec dolžine N bitov). Vsaki postaji na skupnem kanalu je dodeljen en predal (en bit informacije). Postaje so označene z naslovi, denimo $0, 1, \dots, N-1$. Primer dodeljevanja kanala za štiri postaje ponazarja slika 98.

Če postaja z naslovom i hoče napovedati oddajo, postavi v i -ti predal vrednost ena, sicer pa nič. Po koncu napovednega intervala se v prepisanem zaporedju zvrstijo okvirji postaj, ki so predhodno napovedale oddajo. V primeru, da neka postaja 'zamudi' napovedni interval, mora počakati na naslednjega. Lepa stran takega protokola je določljivost najslabših razmer, to je najdaljšega časa čakanja na oddajo za katerokoli postajo.



Slika 99: Dodeljevanje kanala po protokolu BRAM. Postaja dobi kanal takoj po napovedi.

Osnovni napovedni protokol ima vsaj eno pomankljivost. Namreč, v primeru neobremenjenega kanala mora tista postaja, ki postavi zahtevo za oddajo, najprej počakati, da mine cel napovedni interval. Šele nato se lahko polasti kanala. Posledica takega načina dodeljevanja kanala je daljši čas čakanja na kanal kot je v resnici potreben. Leta 1976 sta Chlamtac in Scholl neodvisno drug od drugega in tudi pod drugim imenom predlagala protokol, ki nima te slabosti. Chlamtac je protokol imenoval BRAM (Broadcast Recognition Access Method). Dostop do kanala tudi po tem protokolu ureja napovedni bit, vendar sledi dodelitev kanala takoj po napovedi.

Princip dodeljevanja kanala v primeru štirih postaj je skiciran na sliki 99. Dokler ni nobene zahteve za oddajo, traja napovedni interval. Kakor hitro se hoče ena od postaj polastiti kanala, postavi svoj napovedni bit v stanje ena in s tem prekine napovedni interval. Takoj za tem se že polasti kanala, odda okvir in obmolkne. Napovedni interval se potem nadaljuje na mestu prekinitve. Možnost napovedi in zatem oddaje dobi postaja z naslednjim naslovom.

Protokol BRAM je boljši od osnovnega napovednega protokola, ker postajam zagotavlja krajši čakalni čas na kanal. V pogledu izkoriščenosti kanala sta oba protokola enakovredna. Z naraščanjem obremenitve kanala sta si oba protokola enakovredna tudi v pogledu časa čakanja. V obremenjenem kanalu prispeva h kasnitvi pred oddajo glavni delež prisotnost okvirjev v kanalu, čas čakanja zaradi samega napovedovanja okvirjev pa je zanemarljiv.

5.7 Lokalna omrežja in standardi IEEE 802

Na pobudo velikih proizvajalcev komunikacijske opreme je IEEE izdelal standarde, po katerih naj bi gradili lokalna računalniška omrežja. Standarde IEEE 802 so kasneje postali tudi ANSI in ISO (z oznako ISO 8802). Standardi z oznako IEEE 802.x (x = 1,2,3,4,5) se v skladu z referenčnim modelom OSI nanašajo na podatkovni in fizični sloj lokalnih omrežij, glej sliko 100. Standard IEEE 802.1 se nanaša na skupne lastnosti ostalih štirih in definira osnovne operacije na obeh vmesnikih podatkovnega sloja ter most (ang. Bridge) - komunikacijsko napravo podatkovnega sloja. Standard IEEE 802.2 opisuje zgornji del podatkovnega sloja ter protokol znan pod kratico **LLC** (Logical Link Control). Ostali trije standardi se nanašajo na spodnji del podatkovnega sloja MAC (ang. Media Access Control Sublayer): IEEE 802.3 na CSMA/CD, IEEE 802.4 na vodilo z žetonom (ang. Token Bus), in IEEE 802.5 na obroč z žetonom (ang. Token Ring).



Slika 100: Standardi IEEE 802 in sloji modela OSI.

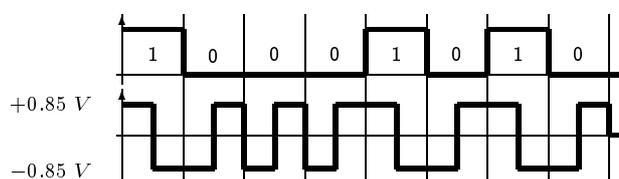
5.7.1 IEEE 802.3 in Ethernet

Standard IEEE 802.3 standardizira 1-perzistenten CSMA/CD način dostopa do skupnega kanala topologije vodilo (ang. Bus) ali drevo (ang. Tree). Ko postaja rabi kanal, najprej prisluhne kanalu. Če je kanal prost, postaja začne z oddajo. Če je kanal že v lasti druge postaje, ta postaja počaka, dokler ga druga postaja ne sprost. Do trčenja pride v primeru, da začne sočasno z oddajo več kot ena postaja. Postaje, ki trčijo in odkrijejo trčenje najprej oddajo motilni signal, da je trčenje gotovo zaznano, potem prekinijo z oddajo in poskusijo znova po naključno dolgem času čakanja.

Največ zaslug za standardizacijo CSMA/CD gre Xerox-u, DEC-u in Intel-u, korenine za nastanek CSMA/CD pa segajo prav do Abramsonovega sistema ALOHA, ki ga je Metcalfe v svoji disertaciji na MIT-ju izpopolnil z odkrivanjem trčenj. Po zamisli Metcalfea so pri Xerox-u leta 1976 realizirali lokalno omrežje tega tipa (Metcalfe in Boggs 1976) s priljubljenim imenom *Ethernet*. Omrežje, ki je delovalo s hitrostjo 2.94 Mb/s in je povezovalo nad 100 postaj, se je izkazalo za tako uspešno, da so DEC, Intel in Xerox (zato kratica DIX) izdelali standard za

Tabela 5: Omrežja 802.3 glede na prenosni medij, hitrost prenosa, frekvenčni pas, razsežnost in število postaj.

	10BASE5 (Ethernet)	10BASE2 (CheaperNet)	1BASE5 (StarLan)	10BROAD36 (BroadBand)	10BASE-T
Medij	koaksialec 50 Ω 10mm (Debeli Ethernet)	koaksialec 50 Ω 5mm (Tanki Ethernet)	neoklopljena parica	koaksialec 75 Ω	dve simleksni neoklopljeni parici
Max. segment	500 m	185 m	500 m	1800 m	100 m
Max. omrežje	2500 m	925 m	2500 m	3600 m	1000 m
Max. postaj na segment	100	30			2
Odkrivanje trčenj	Presežen tok	Presežen tok	Dva aktivna vhoda na spojišču	Oddani sig. različen od sprejetega	Aktivnost oddajnika in sprejemnika

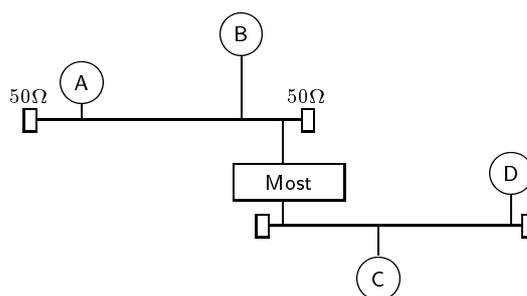


Slika 101: Manchester oblika signala.

10 Mb/s Ethernet, ki je potem služil kot osnova pri izdelavi standarda Ieee 802.3. Standard 802.3 se razlikuje od (de-facto) predhodnika po tem, da opisuje celo družino protokolov tipa 1-perzistenten CSMA/CD, predvideva različne prenosne medije in dovoljuje različne hitrosti, od 1 Mb/s do 10 Mb/s. V navadi je, da imenujemo Ethernet vsako omrežje, ki deluje po principu CSMA/CD. Bolj prav pa je, da Ethernet obravnavamo le kot eno od realizacij principa CSMA/CD. Izraz Ethernet se pojavlja nekako v treh pomenskih zvezah: Ethernet kot prvo omrežje s CSMA/CD dostopom, Ethernet kot prenosni medij v obliki 50 ohmskega koaksialnega kabla in Ethernet II kot de-facto standard oziroma protokol, ki ga je leta 1985 zamenjal IEEE 802.3. Tabela 5 prikazuje nekatere zanimivejše lastnosti omrežij po standardu 802.3.

Iz same oznake se da razbrati hitrost prenosa (v Mb/s), frekvenčni pas in maksimalno dovoljeno dolžina segmenta (v metrih $\times 100$). Tako na primer 10BASE5 pomeni hitrost prenosa 10 Mb/s, prenos v osnovnem frekvenčnem pasu (BASE) in dolžino segmenta 500 metrov. Ethernet in 802.3 10BASE5 sta si zelo podobna z majhno razliko v obliki okvirjev.

Oglejmo si najprej nekaj zanimivejših določil standarda IEEE 802.3 za lokalno omrežje tipa vodilo, ki za prenosni medij izkorišča koaksialni kabel s signalom v osnovnem frekvenčnem pasu (Ang. Baseband). IEEE 802.3 predpisuje za tak prenos Manchester obliko signala, ker omogoča dobro sinhronizacijo



Slika 102: Most poveže dva segmenta, vendar loči promet na enem segmentu od prometa na drugem segmentu. Postaji *A* in *B* lahko komunicirata sočasno s postajama *C* in *D*.

sprejemnika z oddajnikom in omogoča odkrivanje trčenj. V kanalu so možna tri stanja: logična nič, kodirana s preходом signala z nizkega (-0.85 V) na visok nivo (+0.85 V), logična ena (prehod signala z visokega na nizek nivo) ali pa je kanal prazen (signal 0 voltov), kot je skicirano na sliki 101. Enosmerna komponenta signala Manchester je nič. Zahteva večjo (dvojno) širino frekvenčnega pasu kanala, kar pri prenosu signala v osnovnem frekvenčnem pasu ne predstavlja resnejšega problema, saj je na razpolago celotna frekvenčna širina koaksialnega kabla ($\approx 300MHz$). Najpogosteje se za prenosni medij uporabljata dve izvedbi 50-ohmskega koaksialnega kabla: 'debeli Ethernet' (10BASE5) in 'tanki Ethernet' (10BASE2), predvidena pa je tudi uporaba navadne telefonske parice (StarLan1BASE5 in 10BASE-T). Debeli Ethernet je kvalitetnejši (in debelejši) koaksialni kabel, običajno rumene barve z oznakami vsakih 2.5 metra. Na označenih mestih se sme neposredno priključevati enote za dostop do medija. Enota za dostop do medija (Ang. Media Access Unit - MAU) je povezana s postajo z do 50 metrov dolgim kablom, ki združuje pet oklopljenih paric. Največja dopustna dolžina segmenta (neprekinjenega kosa koaksialnega kabla) je 500 metrov. 'Tanki Ethernet' je tanjši, cenejši koaksialni kabel in dovoljuje krajše razdalje (segment do 185 metrov). Postaje se nanj priključujejo s cenejšimi T členi in BNC konektorji. Obe vrsti kabla se v razsežnejših lokalnih omrežjih običajno kombinirata. Debeli kabel služi za 'hrbtenico' omrežja, nanj se preko spojišč (ang. Multiport Repeater) vežejo segmenti tankega Etherneta, na tanki Ethernet pa se preko T členov vežejo neposredno postaje z vgrajenim vmesnikom z visokohmskim priključkom. Kabel mora biti na obeh koncih zaključen s 50 ohmskimi zaključniki.

Za večje razsežnosti omrežja so potrebni ponavljalniki in mostovi. Ponavljalnik (Ang. Repeater) je naprava, ki sprejme signal z enega segmenta, ga obnovi in odda na naslednji segment. Ponavljalnik je naprava prvega (fizičnega) sloja in ne potrebuje programske opreme. *Most* (Ang. Bridge) ali selektivni ponavljalnik je 'pametnejši' - vsebuje programsko opremo. Sodi na drugi, podatkovni sloj. Most preverja okvirje in jih po potrebi spušča naprej na naslednji segment.



Slika 103: Oblika okvirja po standardu Ieee 802.3.

Recimo, če postaja A pošlje okvir postaji C , ga most spusti naprej (slika 102). Če pa postaja A pošilja postaji B , ostane okvir na istem segmentu. Most logično in fizično loči promet na posameznih segmentih, zato lahko istočasno komunicira A z B in C z D , s čimer se poveča prepustnost omrežja. Celotno lokalno omrežje tipa CSMA/CD sme vsebovati več kabelskih segmentov, vendar je razdalja med poljubnima postajama na kanalu omejena na 2500 metrov, signal pa ne sme nikoli prečkati več kot štiri vmesne naprave (ponavljalnike). Večje dolžine kabla omejuje čas širjenja signala, ki neposredno vpliva na pogostost trčenj in s tem na prepustnost omrežja.

Omrežje StarLan 1BASE5 (glej tabelo) je dobilo ime po svoji obliki "zvezde". Postaje so z do 500 metrov dolgo parico vezane na skupno spojišče. Spojišče sprejeti signal enostavno razpošlje vsem postajam, tako da je dostop do kanala tudi tu CSMA/CD. Hitrejše omrežje 10BASE-T (T za Twisted-Pair) uporablja enako kofiguracijo omrežje, le da so postaje vezane na spojišče z dvema paricama, ena je za prenos v eno smer, druga je za prenos v drugo smer.

Obliko okvirja po standardu Ieee 802.3 prikazuje slika 103. Med dvema zaporednima okvirjema mora biti časovna praznina v trajanju vsaj 96 bitov oziroma 9.6 mikrosekund. Okvir začne z uvodom sedmih zlogov za sinhronizacijo (Bitni vzorec 10101010). Ker je signal tipa Manchester, predstavlja uvodni del val pravokotnih impulzov s frekvenco 10 MHz v skupnem trajanju $5.6 \mu s$. Uvodnemu delu sledi začetni zlog (10101011) in za njim dve polji naslovov: naslov pošiljatelja (oddajnika) in naslov namembne postaje (sprejemnika). Vsak naslov obsega dva ali šest zlogov. Za naslovom pošiljatelja sledi polje (dva zloga), ki vsebuje število zlogov v podatkovnem delu okvirja. V podatkovnem delu okvirja se prenaša LLC okvir podatkovnega protokola, ki obsega najmanj 3 bajte. Število podatkovnih zlogov gre torej od 3 do največ 1500 bajtov. Za podatkovnim delom so še štirje zlogi za ciklično preverjanje okvirja s polinomom stopnje 32,

$$X^{32} + x^{26} + x^{23} + x^{22} + x^{16} + x^{12} + x^{11} + x^{10} + x^8 + x^7 + x^5 + x^4 + x^2 + x + 1.$$

Okvir mora vsebovati najmanj 64 zlogov (od začetka do konca) in traja $8 \times 64 \times 0.1 \mu s = 51.2 \mu s$. Če je podatkovni del krajši od 46 zlogov, se ga dopolni z dopolnilnimi zlogi na dolžino 46 zlogov. Omejitev dolžine okvirja navzdol je potrebna zato, da oddajno vozlišče ne konča z oddajo še predno bi prvi bit okvirja prišel do najbolj oddaljene postaje in nazadnje "trčil". Poleg tega pa se s tem postajam olajša razlikovati zaradi trčenja "odrezane" okvirje od kratkih koristnih okvirjev. Postaja mora biti sposobna odkriti trčenje najkasneje v času trajanja

450 bitov ali 45 mikrosekundah. Motilni signal, ki ga potem odda obsega od 32 do 48 bitov. Trajanje odrezanega okvirja tako ne preseže 49.5 mikrosekund, kar je manj od trajanja najkrajšega veljavnega okvirja.

V primeru, da postaja trči, sme poskusiti znova po premoru naključne dolžine. Trajanje premora je mnogokratnik trajanja 512 bitov. Postaja, ki trči poskuša znova z enako verjetnosti po premoru dolžine 0×512 bitov ali 1×512 bitov ali 2×512 i.t.d. Verjetnost oddaje okvirja v k -tem trenutku upada s številom trčenj. Po 16 zaporednih neuspešnih poskusih postaja prekine z oddajo. Trenutek ponovne oddaje se določa takole. V primeru trčenja postaja generira naključno število $k \in \{0, 1, 2, 3, \dots, 2^m - 1\}$, kjer je $m = \min\{n, 10\}$ in je n število trčenj ter poskusi znova po premoru v trajanju $k \times 512$ bitov. Po prvem trčenju torej postaja poskuša znova bodisi v trenutku 0×512 ali 1×512 in sicer z enako verjetnostjo. Po drugem trčenju postaja poskuša z enako verjetnostjo po 0, 1, 2, 3 časovnih presledkih dolžine 512 bitov, i.t.d. Ponovni poskusi oddaje postaj, ki trčijo, so na ta način časovno razpršeni. Verjetnost ponovnega trčenja s številom trčenj upada, čakalni čas pa narašča. Po več kot desetih trčenjih postaja zadrži oddajo za največ 1023×512 bitov ali pri hitrosti oddajanja 10 Mb/s za 52.4 milisekund. Angleško ime opisanega algoritma čakanja je Truncated Binary Exponential Backoff, mi pa bi ga lahko prevedli binarno eksponentno čakanje.

Denimo, da trčita dve postaji. Verjetnost ponovnega trčenja je $1/2 \times 1/2 + 1/2 \times 1/2 = 1/2$. Verjetnost, da trčita še tretjič je enaka produktu verjetnosti, da trčita drugič in da trčita tudi tretjič: $1/2 \times 1/4 = 1/8$. Verjetnost ponovnega trčenja hitro pada.

Ko se postaja polasti kanala in odda okvir, je za njo delo le na pol opravljeno. Oddani okvir se lahko zaradi nepravilnosti v kanalu tudi pokvari in potreben bo ponoven prenos. Torej mora naslovljena naprava pozitivno ali negativno potrditi sprejem okvirja. Če naj naslovljena naprava potrdi sprejem okvirja, mora seveda priti do kanala in oddati potrdilo, enako, kot pri oddaji podatkovnega okvirja. Potrdilo okvirja lahko zato precej zamuja. Kako zagotoviti hitro potrjevanje okvirjev? Ena od možnih rešitev tega problema je rezervacija prvega prostega časovnega presledka po oddanem okvirju za naslovljeno postajo.

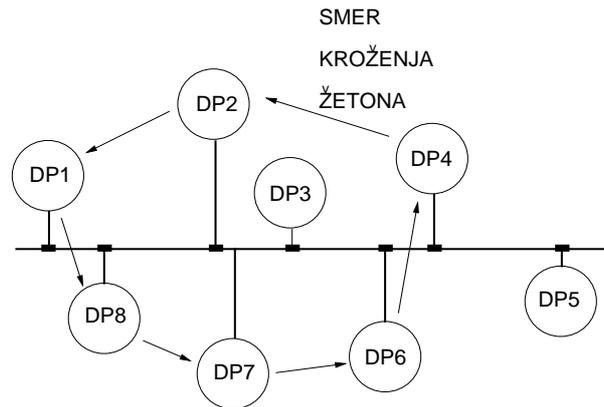
5.7.2 Vodilo z žetonom in IEEE 802.4

Lokalno omrežje tipa vodilo po standardih ETHERNET II in IEEE 8002.3 so se od vsega začetka množično uporabljala v raznih okoljih. Vendar pa so bili razvijalci pri GM-u,²¹ (General Motors) Boing-u in IBM-u mnenja, da v industrijskem okolju *naključni dostop* do kanala ne pride v poštev, kajti lahko se zgodi, pa čeprav z zelo majhno verjetnostjo, da postaja čaka na kanal zelo zelo dolgo, dlje, kot to dovoljuje industrijski proces. Čas čakanja na kanal v omrežju tipa CSMA/CD ni navzgor omejen. Druga kritika omrežja tipa CSMA/CD gre na račun nezmožnosti izvedbe *prioritetnega sistema* dodeljevanja kanala. Namreč, manj pomembni okvirji lahko brez razloga prehitvejo bolj pomembne okvirje, kar je v sistemih, ki morajo delovati v stvarnem času, nedopustno. V mrežah s topologijo obroč dostop do kanala ni naključen, čas čakanja na kanal v najslabših razmerah pa je za vsako postajo navzgor omejen in vnaprej znan. Namreč, v omrežju z N postajami, bo poljubna postaja čakala na kanal največ $(N - 1) \times T$, kjer je T čas trajanja okvirja oziroma najdaljši čas oddajanja posamezne postaje. Razvijalcem zavzetih za avtomatizacijo proizvodnje je bil vseh koncept dodeljevanja kanala v sistemih z obročem, ni pa jim bila vseh *fizična izvedba obroča*, saj v primeru napake-prekinitve kanala, izpade celotno omrežje. Omrežja z vodilom se odlikuje po robustnosti, pa tudi njihova oblika bolj ustreza industrijskim okoljem (na primer tekočemu traku). Zato so iskali rešitev v kombinaciji obeh oblik omrežij. Predlagali so omrežje tipa *vodilo z žetonom*²² (ang. Token Bus). Fizično je *vodilo z žetonom* vodilo (kabel), ki gre od enega konca do drugega konca ali pa ima obliko razvejanega drevesa (slika 104), medtem ko je način dostopa do kanala podoben tistemu v omrežjih tipa obroč.

V omrežju tipa vodilo z žetonom je dostop do kanala urejen z žetonom. Žeton pomeni pravico do oddaje. Samo postaja, ki ima v lasti žeton, sme začeti z oddajo okvirja. Ker je v omrežju en sam žeton, do trčenja ne more priti. Žeton je poseben bitni vzorec oziroma ustrezno označen kratek okvir, ki "kroži" od postaje do postaje. Ko postaja odda podatkovni okvir ali zaporedje okvirjev, nazadnje odda še žeton in zraven pove komu je namenjen. V omrežju po obliki vodilo zaznajo žeton sicer vse postaje, sprejme pa ga le naslovljena postaja (tista, ki ji je žeton namenjen). Vsaka postaja ima na vodilu enoznačno določen naslov, po katerem je znana drugim postajam. Vsaka postaja na vodilu pozna naslov predhodne postaje, od katere bo dobila žeton in naslov nasledne postaje, ki ji bo prepustila žeton. Na ta način se pravica do oddaje seli od postaje do postaje v predvidenem zaporedju. Zadnja postaja preda žeton spet prvi postaji in logični obroč je sklenjen. Vrstni red, v katerem so postaje fizično priključene na kanal, je nepomemben. Možno je tudi, da so v logičnem obroču samo nekatere od fizično

²¹GM je razvil omrežje MAP (Manufacturing Automation Protocol), ki temelji na vodilu z žetonom

²²tudi vodilo s podajanjem žetona (ang. Token-Passing Bus)



Slika 104: Vodilo z žetonom. V logičnem obroču so samo postaje 8, 7, 6, 4, 2, 1. Postaji 3 in 5 nista v obroču.

priključenih postaj, kot je narisano na sliki 104. Na kanalu se vrstijo okvirji, ki jih poslušajo vse postaje, ki so v logični zanki, okvir pa sprejme samo tista postaja, ki ji je okvir namenjen.

V začetku obratovanja omrežja logičen obroč še ne obstaja in potrebno ga je šele vzpostaviti. Vzdrževanje obroča pa je potrebno tudi med obratovanjem omrežja. Razmere v omrežju se s časom spreminjajo, nekatere postaje postajajo aktivne in želijo "vstopiti" v obroč, druge obroč zapuščajo. Možno je tudi, da postaje izpadejo zaradi okvare ali pa se enostavno izklopijo. S tem se logični obroč prekine. V primeru, da izpade postaja, ki ima v lasti žeton, pa se izgubi tudi žeton. Skratka, omrežje vodilo z žetonom mora imeti izdelane mehanizme, ki omogočajo vzpostavitev in vzdrževanje obroča, vstopanje v obroč in izstopanje iz obroča ter nadzor nad podvojenimi in izgubljenimi žetoni.

Omrežje *vodilo z žetonom* je standardizirano s standardom IEEE 802.4. Za fizični nivo omrežja je izbran 75 ohmski koaksialni kabel, podobno kot v sistemih kableske televizije. Informacijski signal je z modulacijo premaknjen v višji frekvenčni pas (ang. Broadband Transmission). Možne so različne vrste frekvenčnih, faznih in tudi amplitudnih modulacij. Dovoljene so hitrosti prenosa 1, 5 in 10 Mbitov na sekundo. Na kanalu je možnih šest stanj signala, od katerih tri predstavljajo logično nič, logično ena in prazen kanal, tri stanja pa so predvidena za nadzor nad kanalom.

Standardizirani so štirje prioritetni razredi, 0, 2, 4 in 6. Razred 6 ima najvišjo prioriteto. Lahko si mislimo, da je vsaka postaja navznoter (logično) razdeljena na štiri postaje s padajočimi prioriteta. Ko postaja dobi žeton, ga interno preda 'postaji' s prioriteto šest. Če ta 'postaja' ima pripravljene podatke, jih oddaja, dokler ne odda vseh podatkov ali dokler se ji ne izteče dodeljeni čas oddajanja. Nato (interno) preda žeton 'postaji' z naslednjo nižjo prioriteto. Žeton resnično zapusti postajo šele, ko konča z oddajo 'postaja' s

prioriteto nič. Postaja preda žeton (naprej po kablu) sosednji postaji z nižjim naslovom. S primernim vzdrževanjem časovnikov, je možno dodeliti večji delež kapacitete kanala pomembnejšim podatkov ('postajam' z višjo prioriteto).

Oblika okvirja v mreži tipa vodilo z žetonom po standardu Ieee 802.4 je podobna okvirju v mreži po standardu 802.3, okvirja pa sta si dovolj različna, da omrežji nista direktno združljivi. Slika 105 prikazuje splošno obliko okvirja. Uvodni del obsega vsaj en zlog in služi sinhronizaciji. Začetni in končni znak (osem bitov) sta drugače kodirana kot podatki, zato se ne moreta pojaviti znotraj okvirja (med podatki). Dolžine okvirja ni potrebno prenašati. Za naslov oddajne in za naslov sprejemne postaje je predvidenih po šest zlogov, enako kot po standardu 802.3. Podatkovni del obsega od nič do 8182 zlogov, za podatkovnim delom pa so še štirje zlogi za ciklično preverjanje okvirja z enakim polinomom kot po standardu 802.3.

Pomenski del okvirja (osem bitov) razlikuje nadzorne okvirje od podatkovnih okvirjev. Pri podatkovnih okvirjih vsebuje pomenski zlog še prioriteto okvirja. Če pa je potrebna potrditev okvirja s strani sprejemne postaje, je v pomenskem delu tudi zahteva za potrditev okvirja. To pomeni, da oddajna postaja prepusti kanal sprejemni postaji - ji začasno preda žeton, da sprejemna postaja lahko odda potrdilo. Potrditev okvirja v splošnem ni vedno potrebna.

Obstaja sedem vrst nadzornih okvirjev. Nadzorni okvir je lahko žeton sam, dovoljenje za vstop nove postaje v logično zanko ali slovo postaje od nje. Z nadzornimi okvirji in standardiziranimi postopki se rešujejo tudi problemi kot so: izgubljen žeton, podvojen žeton, okvare postaj, i.t.d..

Začetna ali ponovna vzpostavitev obroča V mrežo vstopajo najprej postaje z višjimi naslovi, nato z nižjimi naslovi. V tem vrstnem redu (smeri) kroži tudi žeton (od postaj z višjimi naslovi k postajam z nižjimi naslovi). Vsakič, ko postaja ima žeton, sme oddajati vnaprej predpisan čas, nakar mora predati žeton sosednji postaji z nižjim naslovom. Možno je tudi, da v tem času odda zaporedje krajših okvirjev. Če pa nima podatkov, preda žeton naprej takoj.

V začetku obratovanja omrežja ali v primeru, da se izgubi žeton, nima žetona nobena postaja. Ker z oddajo okvirja ne sme sama od sebe začeti nobena postaja, je kanal neaktiven oziroma prazen. Vendar postaje spremljajo dogajanja v omrežju ter ugotovijo, da v kanalu še ni aktivnosti ali pa so zaradi izgube žetona zamrle. Zato ena ali več postaj odda nadzorni okvir (ang. *CLAIM_TOKEN*), enako kot v omrežju CSMA/CD, s katerim druge postaje obveščajo, da "jamčijo" za žeton. Postaja, ki se polasti kanala in uspešno odda nadzorni okvir z njim obvesti druge postaje, da jamči za žeton. Potem odda podatkovni okvir ali nadzorni okvir, ki pomeni povabilo nove postaje v obroč.

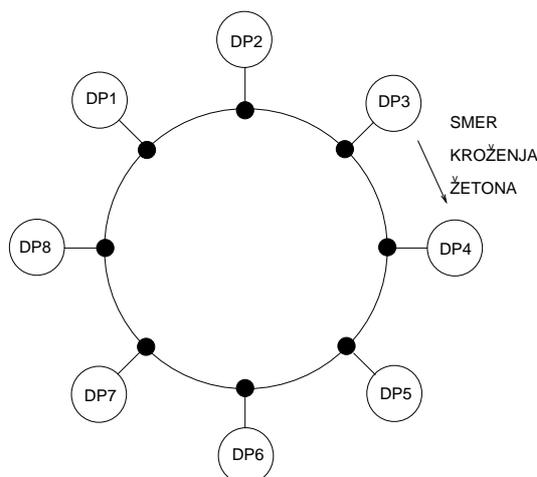


Slika 105: Oblika okvirja v mreži *vodilo z žetonom* po standardu Ieee 802.4.

Vstop nove postaje v obroč Lastnih žetona občasno ponudi postajam, ki niso v obroču, da se vključijo v obroč. V ta namen pošlje nadzorni okvir ustreznega tipa (ang. *SOLICIT_SUCCESSOR*), v njem pa svoj naslov in naslov naslednika v obroču, to je naslov sosednje postaje z nižjim naslovom. Postaja, ki je v območju med obema naslovoma in želi vstopiti v obroč, sme vstopiti. Če je ena sama postaja s tako željo, potem je vse v redu. Povabljena postaja vstopi v obroč, prevzame njenega naslednika za svojega naslednika, sama pa postane njen nov naslednik in lastnik žetona. Če pa trči več postaj (zahtevo za vstop izrazi več postaj), lastnik žetona sproži postopek razsodbe, katera postaja naj vstopi prej in kdo naj naslednji dobi žeton.

Izstop iz obroča Izstop iz obroča je enostaven. Iztopi lahko le postaja, ki ima žeton. V ta namen pošlje svojemu predhodniku ustrezen nadzorni okvir (ang. *SET_SUCCESSOR*) in v njem naslov svojega naslednika. Z njim predhodniku prepusti žeton in od njega zahteva, naj vzame njenega naslednika za svojega novega naslednika. Po tem dejanju postaja ni več v logičnem obroču.

Kaj se zgodi, če postaja izstopi iz obroča na neregularen način - brez obvestila? Logični obroč se s tem prekine in preti, da omrežje razpade. Da se to ne zgodi, vsaka postaja, ko odda žeton nasledniku, opazuje aktivnost kanala. Če aktivnosti zamrejo, poskusi ponovno s predajo žetona. Če tudi to ne uspe, pošlje nadzorni okvir (ang. *WHO_FOLLOWS*), s katerim poizveduje za naslednika svojega naslednika. Naslovljena postaja odgovori z nadzornim okvirjem (ang. *SET_SUCCEesor*), s katerim lastniku žetona sporoča, da postaja ona nov naslednik. S tem poskrbi za iztop postaje, ki je nepravilno izstopila ali je v okvari. Če pa je tudi sama izstopila ali je v okvari, lastnik žetona vstraja in z ustreznim nadzornim okvirjem nadaljuje poizvedovanje, če je sploh še kdo aktiven.



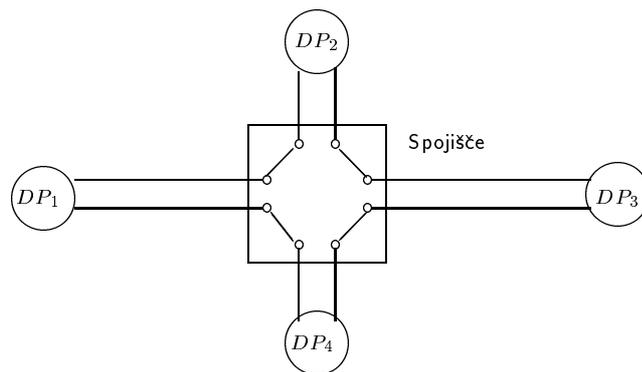
Slika 106: Mreža topologije obroč.

5.7.3 Obroč z žetonom in IEEE 802.5

Lokalna omrežja *obroč z žetonom*²³ je po obliki obroč. Obroč je pogosta oblika omrežja tudi v omrežjih velikih geografskih razsežnosti (ang. Wide Area Networks - WAN). Obstaja več omrežij tipa obroč, lokalno omrežje obroč z žetonom je eno od njih. Za omrežje topologije obroč je značilno, da so postaje oziroma vmesniki postaj krožno vezani eden z drugim s povezavo točka-točka (ang. Point-To-Point). Postaje je možno povezati z običajnimi telefonskimi ali oklopljenimi paricami, koaksialnimi ali optičnimi kabli. Tehnologija obroča je skoraj popolnoma digitalna, medtem ko zahteva CSMA/CD precej analognih komponent, recimo za odkrivanje trčenj. Obroč je nepristranski do postaj in jim omogoča popolnoma determinističen dostop do kanala. Zaradi teh razlogov je IBM izbral obroč za svojo lokalno omrežje, IEEE pa ga je standardiziral v standardu z oznako 802.5. Na sliki 106 je shematično prikazana mreža, ki je po obliki obroč. Postaje so na omrežje vezane preko vmesnikov. Vmesniki postaj pa so vezani v obroč. Vsak vmesnik ima medpomnilnik enega bita. Vsak bit informacije, ki pride do vmesnika, se prepíše v njegov medpomnilnik. Ko je bit v medpomnilniku, ga postaja lahko preveri (sprejme) ali spremeni in potem pošlje nazaj v obroč (odda). Vmesnik torej vnaša kasnitev enega bita.

Slaba stran vsakega obroča je, da mreža razpade, če se kabel kjerkoli prekine. Poleg tega obroč po obliki ni najbolj primeren za industrijska okolja. Problem se da rešiti s skupnim spojiščem, kot je narisano na sliki 107. Logično je omrežje še vedno obroč, fizično pa je zvezda (Ang. Star-shaped-ring). Večina omrežij tudi v resnici uporablja središčno spojišče. Prednosti takega povezovanja postaj v omrežje se pokažejo posebno tedaj, ko imamo v omrežju več takšnih spojišč.

²³tudi obroč s podajanjem žetona (ang. Token-Passing Ring)



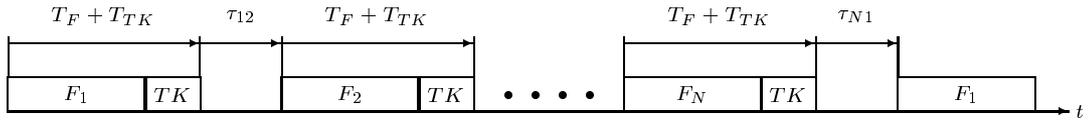
Slika 107: Omrežje obroč z žetonom oblikovano v zvezdo.

V obroču z žetonom kroži v obroču poseben bitni vzorec, ki mu pravimo žeton. Ko nobena postaja nima želje po oddaji, je obroč prost in po obroču enakomerno kroži žeton. Če postaja želi oddajati, se mora prej polastiti žetona. Postaja počaka, da žeton pride do nje, vzame žeton iz obroča oziroma spremeni žeton v začetek okvirja in prične z oddajo vsebine okvirja. Ker je v obroču samo eden žeton, ima pravico do oddaje v nekem obdobju samo ena postaja - tista, ki ima v lasti žeton. Trčenje dveh ali več postaj je zato nemogoče. Zaradi fizične izvedbe kanala pride oddana informacija po zakasnilnem času naokrog tudi do oddajne postaje. Oddajna postaja ima takrat možnost, da primerja oddano informacijo s sprejeto informacijo, lahko pa jo preprosto zavrže. To omogoča sprejemni postaji razmeroma enostavno potrjevanje pravilno sprejetih okvirjev in oddajni postaji preverjanje pravilnosti prenosa. Ko oddajna postaja odda zadnji bit informacije (konec okvirja), obnovi žeton in se preklopi na sprejemanje. Da se kasnitev v obroču ne spreminja, mora biti v obeh načinih delovanja vmesnika (sprejem/oddaja) enaka kasnitev.

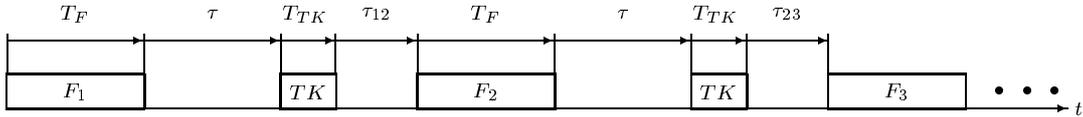
Kadar omrežje ni obremenjeno, se večino časa v obroču nahaja žeton. Ko pa obremenitev narašča in postaje čakajo na oddajo, se žetona polasti naslednja (sosednja) postaja takoj, ko prejšnja postaja konča z oddajo in obnovi žeton. V močno obremenjeni mreži zato pravica do oddaje enakomerno kroži od postaje do postaje in kanal je maksimalno izkoriščen. To je važna lastnost in prednost mreže obroč z žetonom. Kot vemo, so pri mreži tipa CSMA/CD razmere ravno obratne: prepustnost mreže z obremenitvijo zaradi trčenj hitro upada.

Eden od parametrov obroča z žetonom je maksimalni držalni čas žetona (ang. Token Holding Time). V tem času lahko lastnik žetona odda okvir ali zaporedje krajših okvirjev, po tem času pa je obvezen sprostiti žeton. Z daljšanjem držalnega časa žetona se izkoristek omrežja sicer veča, čakalni čas na oddajo pa narašča.

Obstajata dva načina sproščanja žetona: sprostitvev žetona takoj po oddaji



Slika 108: Sproščanje žetona takoj po oddaji okvirja.



Slika 109: Sproščanje žetona po sprejemu.

okvirja (ang. Release After Transmission) ali s kratico RAT in sprostitvev žetona po sprejemu (ang. Release After Reception) ali s kratico RAR. Časovne razmere v omrežju s sprostitvijo žetona po oddaji okvirja prikazuje slika 108. Postaja DP_1 odda okvir F_1 in takoj za njim žeton TK . Po kasnilnem času τ_{12} pride žeton do naslednje postaje v obroču, ki odda okvir F_2 in nato žeton. Zadnja postaja DP_N preda žeton spet prvi postaji. Prva postaja dobi ponovno žeton po času $T_s = N \times T_F + N \times T_{TK} + \tau_{12} + \tau_{23} + \dots$. V času T_s porabimo $N \times T_F$ časa za prenos koristnih okvirjev. Vsota kasnilnih časov je enaka skupnemu kasnilnemu času obroča τ . Izkoristek obroča s takim sproščanjem žetona zato je:

$$E_{TB.RAT} = \frac{N \times T_F}{N \times T_F + N \times T_{TK} + \tau} = \frac{1}{1 + \frac{T_{TK}}{T_F} + \frac{1}{N} \frac{\tau}{T_F}} \approx \frac{1}{1 + \frac{1}{N} \frac{\tau}{T_F}},$$

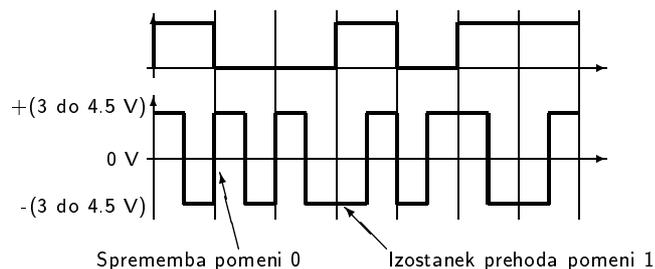
kjer smo v aproksimaciji upoštevali, da je $T_{TK} \ll T_F$. Čim daljši je okvir oziroma držalni čas žetona, tem boljši je izkoristek.

Pri načinu sproščanja žetona po sprejemu lastnik žetona po oddaji okvirja počaka, da pride oddani okvir naokrog po obroču v celoti nazaj, šele nato pošlje žeton. Časovne razmere so skicirane nas slike 109. Postaja dobi ponovno žeton po času $T_s = N \times (T_F + \tau) + N \times T_{TK} + \tau_{12} + \tau_{23} + \dots$. Od tega traja prenašanje okvirjev čas $N \times T_F$ in izkoristek je

$$E_{TB.RAR} = \frac{N \times T_F}{N \times (T_F + \tau) + N \times T_{TK} + \tau} \approx \frac{1}{1 + \frac{N+1}{N} \frac{\tau}{T_F}}$$

kar za velike kasnitve (obsežna omrežja) lahko postane bistveno manj od $E_{TB.RAT}$. Vendar pa se da v tem primeru elegantno realizirani potrjevanje okvirjev.

Standard Ieee 802.5 določa za prenosni medij oklopljeno parico, za hitrost prenosa 1 do 4 Mb/s, ali s 16 Mb/s po parici ali optičnem kablu. Za obliko signala je izbran diferencialni Manchester (slika 110).

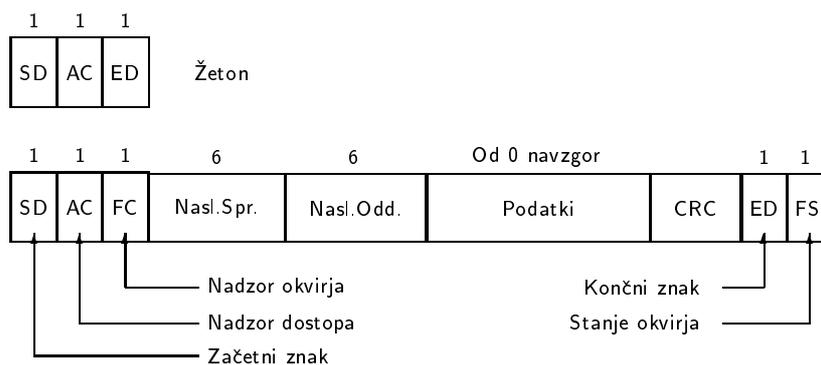


Slika 110: Oblika signala 'diferencialni Manchester'.

Za dostop do kanala skrbi bitni vzorec (žeton) dolžine $3 \times 8 = 24$ bitov. Ko je kanal prazen, žeton kroži po obroču in čaka, da se ga polasti katera od postaj. Postaja, ki želi oddajati, se polasti žetona tako, da komplementira enega od bitov v drugem (AC) zlogu žetona. To dejanje spremeni prva dva zloga žetona v napoved okvirja. Postaja nato odda ostanek okvirja, kot je predloženo na sliki 111. Začetni znak SD (Ang. Starting Delimiter) in končni znak ED (ang. Ending Delimiter) sta kodirana drugače od podatkovnih bitov. Zato ni nevarnosti, da bi podatkovni zlog zamenjali s katerim od teh dveh znakov. Polje, ki bi označevalo dolžino okvirja, ni potrebno. Okvirji po standardu IEEE 802.5 niso združljivi z okvirji po standardih IEEE 802.3 in 802.4, združljivost pa velja vsaj za obe polji naslova in za ciklično preverjanje okvirjev (CRC).

Standard 802.5 ima dobro premišljen prioriteten sistem postaj. Žeton vsebuje v polju AC označeno prioriteto žetona. Samo postaja, ki želi poslati okvir z enako ali višjo prioriteto od prioritete žetona, se lahko polasti žetona. Ko gre podatkovni okvir skozi vmesnik postaje, ima postaja možnost napovedati zahtevo za oddajo okvirja tako, da v napovedni del okvirja (polje AC) vpiše zahtevano prioriteto. Vendar sme postaja to storiti (rezervirati žeton) samo, če napovedno polje še ne vsebuje napovedi višje prioritete. Ko je tekoči okvir končan, lastnik žetona generira žeton z rezervirano prioriteto in žetona se slej ko prej lahko polasti tisti, ki ga je rezerviral. Da ne pride do zastoja, je vsaka postaja, ki je dvignila prioriteto žetona, dolžna prioriteto spustiti na prvotno vrednost. Skratka, po oddaji svojega okvirja obnovi žeton s prvotno prioriteto.

V normalnih pogojih pride prvi bit okvirja naokrog po obroču do oddajne postaje še preden je okvir v celoti oddan. Oddajna postaja 'posrka' sprejete bite in oddaja naprej do konca okvirja. Postaja sme zadržati žeton v svoji lasti največ za 10 milisekund. Če en okvir traja manj časa, sme oddati tudi več okvirjev zapored. Po tem času mora postaja prepustiti žeton drugi postaji. Ko konča z oddajanjem ali ji poteče dodeljeni čas in sprejme še zadnji bit zadnjega okvirja (torej RAR), odda še žeton.



Slika 111: Žeton (zgoraj) in okvir (spodaj) v obroču z žetonom Ieee 802.5

Zanimiv je pomen zadnjega zloga FS (Ang. Frame Status). V njem sta med drugimi dva bita z oznako *A* in *C*. Ko gre okvir skozi vmesnik namembne (sprejemne) postaje, postaja postavi bit *A* v stanje ena. Če postaja ne obratuje, se to ne zgodi in oddajna postaja je o tem obveščena, ko jo doseže še zadnji zlog okvirja naokrog po obroču. Če namembna postaja uspešno prepíše okvir iz svojega vmesnika (sprejme okvir), postavi bit *C*, ki ga preveri oddajna postaja, podobno kot bit *A*. Ker bajt FS ni zajet v ciklično preverjanje, sta oba bita v nadzornem zlogu zaradi zanesljivosti podvojena. Končni zlog (ED) vsebuje bit *E*, ki je postavljen, če katerikoli vmesnik odkrije napako). Vsebuje tudi bit, ki lahko označuje zadnji okvir v daljšem sporočilu.

Vzdrževanje obroča je za razliko od vodila z žetonom *centralizirano*. Vzdrževanje obroča v danem obdobju opravlja samo ena od postaj imenovana *monitor*. Vsaka postaja je sposobna postati monitor. Če monitor izpade, ga zamenja ena od postaj. Za vzdrževanje obroča se monitor poslužuje nadzornih okvirjev. Obstaja šest vrst nadzornih okvirjev, ki so kodirani s poljem FC. Nadzorni okvirji služijo za inicializacijo obroča, ugotavljanje prekinitev obroča, ugotavljanje prisotnosti postaj z enakim naslovom in izbiranje monitorja. V polju FC okvirja je predviden tudi bit, ki ga monitor ob prehodu skozi njegov vmesnik periodično postavlja (ang. Active Monitor Present). Če se to ne zgodi, udeleženci obroča to kmalu ugotovijo in skušajo postati monitor. Ko hoče katera od postaj postati monitor, odda ustrezen nadzorni okvir (ang. *CLAIM_TOKEN*). Čim pride oddani okvir po obroču nazaj, postane postaja aktivni monitor. Naloga monitorja je tudi izločanje opuščениh okvirjev (okvirjev, ki nimajo aktivne niti oddajne niti sprejemne postaje).

5.7.4 Predalčni obroč

Obroč z žetonom ni edina možnost za izvedbo obroča. V lokalnih omrežjih je priljubljena vsaj še ena izvedba obroča imenovana *predalčni obroč* (Ang. Slotted

Ring). Omrežje predalčni obroč je dobilo tako ime zato, ker so vsi okvirji v obroču enake in stalne dolžine. V obroču se lahko istočasno nahaja več okvirjev. Zato so v obroču namenoma povečane kasnitve. Kasnitve se da brez težav povečati z vgradnjo pomikalnih registrov v vmesnike postaj. Namesto kasnitve enega bita, kot v obroču z žetonom, so v predalčem obroču prisotne daljše kasnitve. Vsak okvir v obroču ima poseben bit, ki označuje ali je okvir poln ali prazen (prost). Ko postaja želi oddati okvir, mora počakati, da pride prazen okvir naokrog do nje. Tak okvir postaja označi kot poln in vstavi podatke. Ko okvir prispe do namembne postaje, ta prevzame podatke in obrne bit oznake - sprosti okvir. Tudi v predalčnem obroču je možno prav elegantno realizirati nadzor nad tokom podatkov med oddajno in sprejemno postajo (preverjanje napak, potrjevanje okvirjev, i.t.d.).

5.7.5 Primerjava lokalnih omrežij IEEE 802

Primerjati omrežja IEEE 802.x (x=3,4,5) med seboj je nevhvalno delo. Vedno se da najti takšne okoliščine in kriterije, ob katerih se eno od omrežij bolje obnese od ostalih. Postavitev, vzdrževanje, spreminjanje omrežja tipa IEEE 802.3 je lažje od ostalih dveh. Omrežjem IEEE 802.3 (in Ethernet) se navadno očita naključen dostop in nevarnost nepredvidljivo dolgega čakanja. Zato naj bi bila manj primerna za časovno-kritične primere uporabe. Nekaj je gotovo: močno obremenjeno omrežje IEEE 802.3 se ne obnese. Tudi za zelo visoke hitrosti prenosa ni priporočljivo. Takšna okolja torej niso za CSMA/CD in primernejša so omrežja z žetonom. Najdaljši čakalni čas je v omrežjih z žetonom vnaprej znan, z naraščanjem obremenitve pa prepustnost celo raste do največje možne vrednosti. Čisto drugače pa je v malo obremenjenih omrežjih. V neobremenjenih omrežjih z žetonom morajo postaje po nepotrebnem čakati na žeton, čeprav bi bila možna takojšnja oddaja. V omrežju CSMA/CD je dostop do kanala tedaj praktično takojšen. Naslednja vprašanja v omrežjih z žetonom so povezana z (ponovno) vzpostavitvijo obroča, izgubo žetona in podobnimi okoliščinami, ki se običajno javljajo prav v najbolj kritičnih trenutkih. Analize kažejo, da so razmere bolj nepredvidljive, kot so zagovorniki žetona pripravljene priznati.

Lokalna omrežja v industrijskih okoljih so izrazito nizko obremenjena. Meritve obremenitve v takšnih omrežjih so pokazale [5], da se povprečna obremenitev giblje v razredu nekaj odstotkov (3 % do 5 %), vršna obremenitev pa redko preseže 12 %. Rezultat je torej v prid omrežjem CSMA/CD. Še več, izčrpane analize in simulacije časovno kritičnih primerov uporabe so pokazale, da se CSMA/CD v povprečju bolje obnese od ostalih dveh tudi pri bistveno višjih obremenitvah (do 40 %). Kasnilni čas v omrežju CSMA/CD je krajši vse do obremenitve 60 %, pri konstantni obremenitvi do 55 % pa CSMA/CD zagotavlja boljši odziv. V omrežjih, kjer je enako pomemben maksimalni odzivni čas in variabilnost odzivnih

časov, pa so se vsa omrežja izkazala za ekvivalentna.

5.7.6 Most in lokalna omrežja

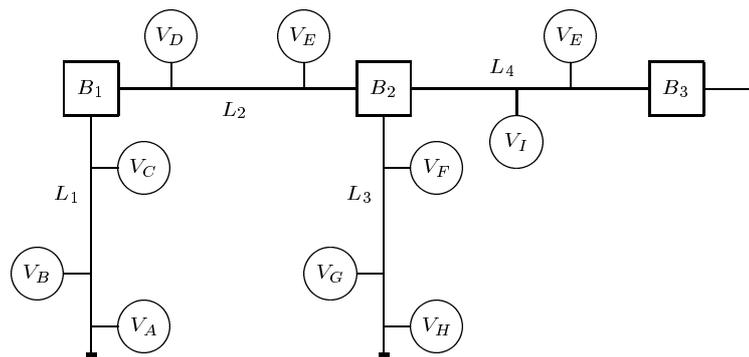
Most (ang. Bridge) je komunikacijska naprava, ki v omrežju služi kot posrednik informacije. Za razliko od ponavljalnika (ang. Repeater), ki je naprava fizičnega sloja in deluje na nivoju digitalnih signalov, pa je most naprava drugega, to je podatkovnega sloja in deluje na nivoju okvirjev. Most sprejme in začasno shrani okvir, mu po potrebi spremeni obliko in pošlje naprej, če je to potrebno. Pravimo, da opravlja funkcijo 'filtriranja' okvirjev. Pri svojem delovanju most upošteva obliko in notranjost okvirja, vendar ga podatkovni del okvirja ne zanima. Podatkovni del okvirja ostane pri prehodu skozi most nedotaknjen.

Tipični razlogi za vgradnjo mostu ali več mostov v omrežje so: povezovanje obstoječih, samostojno zgrajenih omrežij, povečanje razsežnosti omrežja, povečanje števila postaj, povečanje prepustnosti omrežja, povečanje zanesljivosti delovanja, povečanje varnosti in tajnosti. Lokalna omrežja so razmeroma cenena in ne redko nastajajo ločeno in neodvisno eno od drugega, pa čeprav v istem podjetju ali celo v isti zgradbi. Razumljivo se s časom pojavi potreba po povezovanju takšnih omrežij v skupno omrežje. Omrežja, ki jih povezujemo z mostovi, so od vključno tretjega sloja navzgor običajno popolnoma identična (enaki protokoli na vseh slojih). Z mostom lahko povezujemo omrežja, ki so na spodnjih dveh slojih enakega ali različnega tipa. Povezovanje omrežij enakega tipa, recimo omrežje po standardu IEEE 802.3 z enakim omrežjem, je neprimerno manj zahtevno od povezovanja omrežij različnih tipov. V prvem primeru se oblika okvirja ne spremeni in most okvirje resnično samo filtrira. Pri prehodu iz omrežja IEEE 802.3 v omrežje IEEE 802.4 ali podobno pa se mora spremeniti tudi oblika okvirja, velikost okvirja, hitrost prenosa, frekvenčni pas signala, nekaterih funkcij pa se enostavno ne da realizirati (npr. prioritetnega sistema).

Most je večkrat potreben tudi zaradi širjenja istega omrežja. Lastnik lokalnega omrežja je največkrat hkrati tudi uporabnik in ko s časom ugotovi, da omrežje več ne ustreza potrebam, ga hoče razširiti. Če obseg omrežja presega dovoljeno dolžino enega segmenta ali dovoljeno število priključkov na segment, je potreben most.

Most je primeren tudi tedaj, kadar obremenitev omrežja tako naraste, da se začne manjšati njegova prepustnost. Za lokalna omrežja so značilne razmeroma intenzivne komunikacije znotraj delovnih skupin, navzven pa je komunikacij bistveno manj. S primernim nameščanjem mostov se da omejiti širjenje okvirjev samo na del omrežja, tako da lokalne komunikacije po nepotrebem ne obremenjujejo celega omrežja.

Z vgrajevanjem mostov se večja tudi zanesljivost delovanja omrežja. Če se



Slika 112: Lokalno omrežje z več segmenti in mostovi B_1 , B_2 in B_3 .

prekine segment, ki je od ostalega omrežja ločen z mostom, to ne moti obratovanja ostalega dela omrežja. Z mostovi se da tudi omeji širjenje okvirjev z zaupno informacijo, ki bi jih lahko sicer prestregel vsiljivec.

Uporabljata se dve vrsti mostov, prozorni most (ang. Transparent Bridge) in most z usmerjanjem izvora (ang. Source Routing Bridge). Prozorni most se je uveljavil v omrežjih po obliki vodilo (CSMA/CD - IEEE 802.3 in vodilo z žetonom - IEEE 802.4), most z usmerjanjem izvora pa v obroču IEEE 802.5. Poglejmo najprej, kako deluje prozorni most.

Prozorni most Prozoren most se sam prilagaja spremembam v omrežju. Tako ime ima zato, ker je za uporabnike praktično neviden. Delovanje mostu bomo razložili s pomočjo slike 112.

Mislimo si, da postaja V_A pošilja okvir postaji V_B . Ker sta V_A in V_B na istem segmentu L_1 , ga most ne pošlje na naslednji segment. Sedaj pa vzemimo, da postaja V_A pošilja okvir postaji V_F . Ker V_F ni na istem segmentu kot V_A , most B_1 pošlje okvir na segment L_2 . Pri tem most B_1 ne zanima, ali se V_F zares nahaja na segmentu L_2 ali ne. Posredovanje okvirja naprej na segment L_3 , kjer se nahaja postaja V_F , je naloga mostu B_2 . Seveda mora most B_2 vedeti, da V_F ni na segmentu L_2 in tudi, na katerem segmentu je.

Zastavlja se vprašanje, kako mostovi ugotovijo in sicer brez posredovanja uporabnika, kdaj naj okvir zadržijo in kdaj naj ga pošljejo naprej ter tudi v katero smer. V ta namen most vzdržuje usmerjevalno tabelo. V začetku obratovanja mostu je tabela prazna. Most ne ve niti kje so postaje niti kje so drugi mostovi. To mora šele ugotoviti. Ko pride okvir za neznano postajo do mostu, ga most pošlje naprej v vse smeri. Temu rečemo preplavljanje. Z obratovanjem pa se most uči in začne pošiljati okvirje naprej in samo tja, kamor je potrebno. Delovanje mostu lahko povzamemo v naslednjem algoritmu.

če je naslovljenec na istem segmentu kot pošiljatelj **potem**
 zavrži okvir
 sicer če je segment naslovljenca znan **potem**
 pošlji v to smer
 sicer
 pošlji v vse smeri.

Most se uči iz prišlih okvirjev. Algoritmu učenja pravimo "povratno učenje" (ang. Backward Learning). Ko na primer most B_1 sprejme okvir od postaje V_A , ki je na segmentu L_1 , preveri naslov izvora (pošiljatelja) in naslov ponora (naslovljenca). Če naslovljenca ne pozna, pošlje okvir naprej v vse smeri. Če pa ne pozna pošiljatelja (torej V_A), vpiše v svojo usmerjevalno tabelo, da se V_A nahaja na segmentu L_1 . Ko v prihodnosti dobi okvir za postajo V_A , pošlje okvir na segment L_1 ali pa ga zadrži na tem segmentu. Po nekem začetnem času učenja si vsi mostovi zgradijo usmerjevalne tabele. Da tabele zaradi morebitnih sprememb v omrežju s časom ne zastarajo, se vodi časovni nadzor. Po predvidenem času obratovanja most ponovi postopek učenja.

Most z usmerjanjem izvora Kot pove ime, sodeluje pri tej obliki usmerjanja pošiljatelj, most pa sledi dogovorjenim pravilom. Vsak segment in vsak most v omrežju ima svojo oznako oziroma naslov. Kadar postaja odpošlje okvir, vpiše v okvir ne le naslov končne postaje, ki ji je okvir namenjen, ampak celotno pot. Pot je zaporedje naslovov, v katerem si izmenoma sledijo naslovi segmentov in mostov. Na primer pot od postaje V_A do postaje V_F je (slika 112):

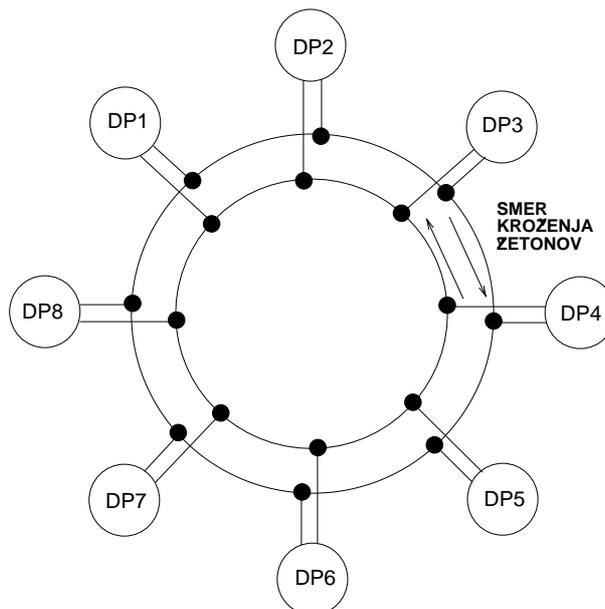
$$L_1 \ B_1 \ L_2 \ B_2 \ L_3$$

Mostove zanimajo samo okvirji s postavljenim domenjenim naslovnim bitom. Ko most dobi tak okvir preveri pot. Če v poti najde svoj naslov za naslovom segmenta, s katerega prihaja okvir, pošlje okvir na segment z naslovom, ki sledi njegovemu naslovu. Na primer, v našem primeru naslov u mosta B_1 sledi naslov segmenta L_1 . Če most B_1 dobi okvir s segmenta L_1 , ga pošlje naprej na segment L_2 , sicer pa ga zavrže.

Ponovno se zastavlja vprašanje, kako naj postaje ugotovijo poti do ostalih postaj v omrežju. Temu služijo poizvedovalni okvirji. Če izvor (pošiljatelj) ne pozna poti do ponora (naslovljenca), pošlje poizvedovalni okvir. Ko most sprejme tak okvir, vanj vpiše svoj naslov in ga s pošlje naprej v vse smeri. Tak okvir se tako "s preplavljanjem" širi povesod po omrežju. Končno pride do iskane postaje. Pravzaprav pride do iskane postaje po različnih poteh več kopij poizvedovalnega okvirja. Pot potovanja poizvedovalnega okvirja je razvidna iz vsebine okvirja in postaja se lahko odloči za najprimernejšo pot in jo vrne izvoru po izbrani poti.

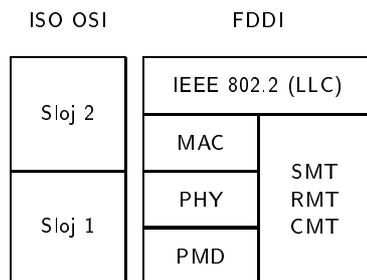
5.8 FDDI

FDDI (Fiber Distributed Data Interface) je omrežje srednjih razsežnosti (MAN). Namenjeno je predvsem za povezovanje manjših, krajevo ločenih, lokalnih omrežij (LAN). FDDI je bil najprej ameriški standard (ANSI X3.T9), dokler ga ni kasneje sprejel ISO (ISO 9314). FDDI-II poleg običajnega paketnega načina prenosa podatkov obvladuje tudi isohroni promet, ki je vezan na stvarni čas (npr. zvok in slika).



Slika 113: Dvojni obroč omrežja FDDI. Žetona krožita v nasprotnih smereh.

Omrežje FDDI ima obliko dvojnega obroča, kot je prikazano na sliki 113. V primeru napake (prekinitve ene od povezav) je možen prehod na delovanje v enojnem obroču. Dostop do kanala ureja žeton. S tega stališča je omrežje podobno omrežju IEEE 802.5, vendar omogoča je zaradi višje hitrosti prenosa podatkov prepustnost bistveno večja. Ker postaje sproščajo postaje takoj po oddaji (princip RAT), se lahko po obroču sočasno prenaša več okvirjev. Obhodni čas žetona je navzgor omejen, kar prioritetnim podatkom jamči hitrejši odziv. Omrežje deluje s hitrostjo 100 Mb/s in dopušča za posamezen obroč obseg do 100 Km. V omrežju je lahko do 500 postaj, razdalja med sosednjimi vozlišči pa ne sme presegati 2 Km. Za prenosno sredstvo je uporabljeno optično vlakno, možna pa je tudi uporaba parice. Zahtevano hitrost in razdaljo se da doseči z večrodovnimi vlakni (Multi-mode fiber). Ta so cenejša od kvalitetnejših enorodovnih vlaken (Single-mode fiber), zato se multirhodovna vlakna 62.5/125 (62.5 je premer sredice in 125 je premer obloge v mikronih) z valovno dolžino svetlobe 1300 nm tudi največ uporabljajo.



Slika 114: Primerjava arhitekturne zgradbe omrežja FDDI z modelom OSI.

Omrežje FDDI pozna dva tipa vozlišč: tip A in tip B. Vozlišče tipa A dopušča dvojno priključitev oziroma je vezano na oba obroča. Vozlišče za enojno priključitev (tip B) je vezano samo na enega izmed obročev. Vozlišče, ki je vezano v enega ali v oba obroča, plega tega pa je nanj možno priključiti vsaj še eno dodatno vozlišče, imenujemo koncentrator. Druga vozlišča so končna vozlišča oziroma postaje.

Standard FDDI določa štiri sestavine omrežja, glej sliko 114:

- MAC (Media Access Control) določa dostop do medija, vključno z obliko okvirjev, nadzorovanjem žetona, naslavljanjem, CRC preverjanjem in ukrepanjem v primeru napak,
- PHY (Physical Layer Protocol), ki določa obliko signalov (kodiranje signala), okvirjenje in sinhronizacijo,
- PMD (Physical Layer Medium Dependent), ki predpisuje zahtevane lastnosti in vrsto prenosnega sredstva ter konektorjev,
- SMT (Station Management) za upravljanje postaj, obroča (RMT - Ring Management) ter povezav (CMT - Connection Management), vključno z vstopanjem in izstopanjem postaj iz obroča, inicializacijo obroča in zbiranjem statističnih podatkov.

Okvir in žeton sta po obliki in tudi pomenu skoraj enaka kot v omrežju IEEE 802.5, drugačno pa je kodiranje signala. Za kodiranje signala je izbrana NRZI oblika. NRZI signal se v primeru daljših neprekinjenih zaporedij ničel malo spreminja, to pa zmanjša sposobnost sinhroniziranja sprejemnika z oddajnikom. Da ne pride do izpada sinhronizacije, se NRZI signal izpopolni s 4B/5B kodiranjem tako, da se 4 informacijski binarni znaki nadomestijo s petimi, pri čemer so 5-bitne kombinacije izbrane tako, da si v nobenem primeru zaporedoma ne sledijo več kot tri ničle. Peterko binarnih znakov imenujemo simbol in predstavlja osnovno enoto za prenos v FDDI omrežju. Pred dodatnih omejitev je s

petimi biti možnih 32 kombinacij. Od teh se jih 16 rabi za kodiranje koristnih (informacijskih) bitov, osem kombinacij služi za nadzor, ostale pa so neveljavne.

FDDI loči dve vrsti podatkov: sinhrono podatke (okvirje) in asinhrono podatke. Za podatke asinhronega značaja kasnilni čas ni kritičen, medtem ko moramo podatkom sinhronega značaja zagotovljati, da pridejo pri oddaji pravočasno na vrsto. To se doseže s časovnim nadzorom žetona. V času inicializacije obroča se vozlišča dogovorijo za vrednost parametra $TTRT$ (Target Token Rotation Time), ki ima naslednji pomen. Če vozlišče sprosti žeton v trenutku t , potem naslednjič, ko dobi žeton, po času $t + TTRT$ ne sme začeti oddajati asinhronih podatkov, lahko pa odda sinhrono podatke. Parameter $TTRT$ je izbran tako, da je seštevek intervalov, ki jih postaje dobijo za oddajo sinhronih podatkov, manj kot $TTRT$. Na ta način FDDI jamči, in to bomo tudi pokazali, da dejanski obhodni čas žetona $RTRT$ (Real Token Rotation Time) nikoli ne preseže $2 \times TTRT$. Pred tem pa se prepričajmo, da je obhodni čas žetona ko ni sinhronih podatkov nikoli ne preseže $TTRT + T_F + \tau$, kjer je čas T_F čas prenašanja najdaljšega okvirja in τ je čas obhoda žetona v praznem obroču (kasnilni čas žetona). Ob prvem obhodu žetona skozi vozlišče se v vsakem vozlišču nastavi časovnik na nič. Ko pride žeton po času τ naokrog, lahko vozlišče začne z oddajo. Naj vozlišče V_0 dobi žeton ob času t_0 , oddaja čas T_{F0} , nakar odda žeton vozlišču V_1 . Vozlišče V_1 (ponovno) dobi žeton po času $t_1 = T_{F0} + \tau$. Denimo, da je $t_1 < TTRT$ in V_1 lahko začne z oddajo. Naj oddaja čas T_{F1} in potem odda žeton. Žeton pride do vozlišča V_2 po času $t_2 = t_1 + T_{F1}$. V primeru, da je $t_2 < TTRT$ lahko začne z oddajo. Naj bo t_2 za malenkost manjši od $TTRT$, zato V_2 lahko začne z oddajo okvirja v trajanju $T_{F2} = T_F$ in ga odda do konca. Zato pride žeton do vozlišča V_3 kasnjen za čas $t_3 = TTRT + T_F$, ki ga mora po dogovoru predati naprej brez oddaje. Interval med dvema zaporednima prihodoma žetona do katerega koli vozlišča zato ne more biti daljši od $TTRT + T_F + \tau$.

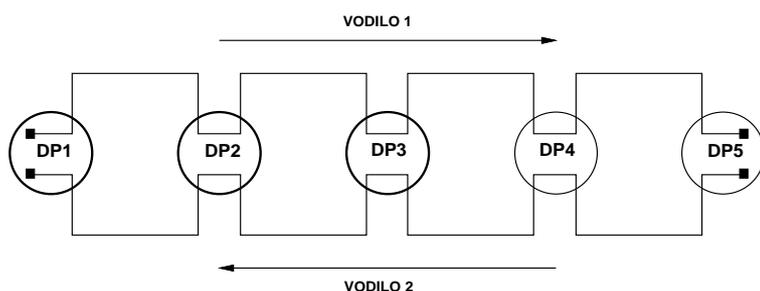
V primeru, da prenašamo samo sinhrono podatke (ni asinhronih podatkov), bo obhodni čas žetona (po definiciji) krajši od $TTRT$. Ko pa prenašamo sinhrono in asinhrono podatke, bo obhodni čas žetona seštevek obeh. Če sinhroni podatki v seštevku trajajo $TTRT - T_F - \tau$, bo skupen kasnilni čas $2 \times TTRT$.

Izkoristek omrežja FDDI bomo ocenili na naslednji način. Denimo, da je obroč polno obremenjen in pride žeton naokrog v času $2 \times TTRT$. V tem času se večinoma prenašajo koristni podatki, nekaj časa pa se izgubi za prenos žetona, ki traja čas T_{TK} , in nekaj k izgubi prispeva kasnitev obroča. Naj bo kasnitev obroča τ in naj bo v omrežju N postaj. Izkoristek potem je:

$$E_{FDDI} = \frac{2 \times TTRT - N \times T_{TK} - \tau}{2 \times TTRT}.$$

5.9 DQDB in IEEE 802.6

Omrežje po standardu IEEE 802.6 ali DQDB (Distributed Queue Dual Bus) spada med omrežja srednjih razsežnosti (MAN). Topologijo omrežja prikazuje slika 115. Kot pove ime, ima omrežje izgled dvojnega vodila. Po vsakem izmed dveh vodil se prenašajo podatki samo v eni smeri, po enem vodilu v eni smeri, po drugem vodilu v nasprotni smeri. Sam izraz “vodilo” ni čisto dosleden, saj so vozlišča v resnici vezana po principu točka-točka. Vsako vozlišče je vezano na obe vodili.



Slika 115: Dvojno vodilo omrežja DQDB. Okvirji se prenašajo samo v označeni smeri.

Standard DQDB določa samo delovanje MAC podsloja. Dostop do kanala je praktično popolnoma decentraliziran. Način streženja zahtev za oddajo zelo dobro aproksimira načelo “prvi pride prvi trežen”. Videti je namreč, kot bi se zahteve za oddajo druga za drugo nabirale v strežni vrsti tipa FIFO ter se stregle v enakem zaporedju kot so prihajale. V resnici taka vrsta ne obstaja, ker so zahteve porazdeljene (saj jih dajejo postaje) po celem omrežju. Od tu tudi del imena “porazdeljena vrsta” (Ang. Distributed Queue).

Podatki se prenašajo v okvirjih razmeroma majhne dolžine 53 bajtov. Oblika okvirja je razvidna na sliki 116. Poleg 44 bajtov koristnih podatkov vsebuje okvir še 7 začetnih (“čelo”) in 2 končna bajta. Znotraj čela sta bita B in R, ki se uporabljata za dostop. Bit B (Busy) v stanju ena označuje, da je okvir poln.

R B	PODATKI	CRC
7	44	2

Slika 116: Okvir v omrežju DQDB. Bit B (Busy) v glavi okvirja označuje, da je okvir poln. Bit R (Reservation) služi za rezervacijo okvirja.

in nosi koristne podatke ene od postaj. V nasprotnem primeru je okvir prazen in postaje smejo vanj vstaviti svoje podatke. Bit R (Reservation) bit postavi (če še ni postavljen) postaja, ki bi želela oddajati.

Način dostopa bomo opisali za vodilo 1 (slika 115). Dostop na drugem vodilu je simetričen. Najbolj leva postaja na vodilu 1 generira prazne okvirje dolžine 53 bajtov. Kadar ima postaja pripravljene podatke za oddajo in želi oddajati na vodilu 1, to javi na vodilu 2 tako, da postavi bit R v prvem okvirju, ki pride do nje z nasprotne smeri in še nima postavljenega tega bita. Poleg tega vsaka postaja beleži število postaj desno od nje, ki imajo podatke pripravljene za oddajo, pa še niso prišle na vrsto. V ta namen vzdržuje stanje dveh števecov, števca CD (Count Down) in števca RC (Request Counter), ki jih spreminja po sledečem algoritmu. Vedno, kadar pride po vodilu 2 z desne strani do nje okvir s postavljenim R bitom, poveča števec RC za ena. Vedno, kadar pride po vodilu 1 z leve strani do nje prazen okvir, zmanjša ta isti števec za ena, kajti ena od postaj na njeni desni bo lahko oddala v ta okvir. Na ta način prikazuje stanje števca RC število postaj na njeni desni, ki čakajo na oddajo.

Denimo, da v dotični postaji v opazovanem trenutku, ko je stanje njenega števca RC enako N, nastopi zahteva za oddajo. Če naj se zahteve v omrežju strežejo po principu prvi pride prvi strežen, mora N postaj priti na vrsto pred njo. Zato dotična postaja ob nastopu zahteve prepíše vrednost števca RC v števec CD. Ta števec nato zmanjša za ena ob vsakem prehodu praznega okvirja na vodilu 1. Ko pade vrednost števca na nič, odda okvir.

Literatura

- [1] U. Black, *Data Communications and Distributed Networks*, Prentice-Hall 1993.
- [2] R. Metcalfe, D. Boggs, "Ethernet: Distributed Packet Switching for Local Computer Networks", *Comm. of the ACM*, 19(7), Jul. 1976, pp.395-403.
- [3] A. Tanenbaum, *Computer Networks*, third edition, Prentice-Hall 1996.
- [4] J. Walrand, *Computer Communications: A First Course*, Pacific Palisades, CA: Asken Associates, 1991.
- [5] *Digital Industrial Networks Guidebook*, Digital, Jun. 1988.