

UDŽBENIK ELEKTROTEHNIČKOG FAKULTETA U BEOGRADU

Milan Bjelica

TELEKOMUNIKACIONE I RAČUNARSKE MREŽE

uvodni tečaj

Mensa Srbije
Novi Sad, 2021.

dr Milan Bjelica,
Univerzitet u Beogradu – Elektrotehnički fakultet
e-mail: milan@etf.rs

TELEKOMUNIKACIONE I RAČUNARSKE MREŽE uvodni tečaj

Recenzentkinje:
dr Aleksandra Smiljanić
dr Nataša Maksić

Nastavno-naučno veće Elektrotehničkog fakulteta odobrilo je objavljanje ovoga udžbenika odlukom broj 780/2 od 18.6.2021. godine.

Izdavač:
[Mensa Srbije](#)
Bulevar oslobođenja 22
Novi Sad

ISBN: 978-86-80994-09-3



Delo je licencirano pod uslovima licence
Creative Commons
Autorstvo – Deliti pod istim uslovima 4.0

Tekst ove knjige složen je u programskom paketu L^AT_EX 2_ε.

CIP - Каталогизација у публикацији
Библиотека Матице српске, Нови Сад

621.39
004.72

БЈЕЛИЦА, Милан, 1977-

Telekomunikacione i računarske mreže [Elektronski izvor] : uvodni tečaj / Milan Bjelica.
- Novi Sad : Mensa Srbije, 2021

Način pristupa (URL): http://mensa.rs/publikacije/mreze_bjelica.pdf. - Opis zasnovan na stanju na dan 22.7.2021. - Nasl. s naslovnog ekranata. - Bibliografija.

ISBN 978-86-80994-09-3

a) Телекомуникационе мреже б) Рачунарске мреже
COBISS.SR-ID 43389193

Predgovor

Dugo sam, draga čitateljko ili dragi čitaoče, oklevao da napišem ovu knjigu, iako mi pisanje udžbenika, elektronskih i besplatnih, ni najmanje nije strano. Osećao sam, naime, da se udžbenik za fundamentalni stručni predmet, kakav je uvodni tečaj telekomunikacionih i računarskih mreža, ne piše niti na početku, niti na sredini karijere. Osećao sam, takođe, i strahopoštovanje prema izuzetnim udžbenicima iz kojih sam učio kao student i koje sam koristio za koncipiranje svojih predavanja. Nemojte sada izvesti ishitren zaključak da je predmet bio zapušten i da se oslanjao na zastarele izvore, jer on ne bio istinit – pored zbirke zadataka s teorijskim objašnjenjima, bio sam pripremio i opsežne pomoćne materijale, naročito u cilju podrške nastavi na daljinu. Šta je, onda, učinilo da promenim mišljenje u vezi s pisanjem knjige? Najpre, podsticanje uvažene kolegice, prof. dr Aleksandre Smiljanić, čiji sam udžbenik za napredni tečaj mreža imao zadovoljstvo da recenziram. Presudni teg na vagu mog razmišljanja dodala je opaska o *nepostojanju udžbenika* koju sam čuo na pauzi časova nastave. Na stranu to što je moja prva reakcija bila na tragu razmišljanja H. Callahana, zapitao sam se kako je moguće da pored sveobuhvatnih udžbenika Stallingsa, Kurosea i Rossa, te Wua i Irwina, od kojih je ovaj drugi dostupan i u srpskom prevodu, neko traži više. Jedini mogući odgovor, ma kako začuđujuć i stran, bio je da po svemu sudeći postoje čitateljke i čitaoci koji ne traže *više*, nego *manje* i koji bi prednost nad sveobuhvatnim udžbenikom dali tekstu koji pokriva isključivo predmetni ispit. Kada sam to razjasnio, sâmo pisanje bilo je brzo i priyatno.

Udžbenik koji upravo čitate koncipiran je kao moderan elektronski materijal, s preglednim ilustracijama i hiperlinkovima; koncizan je, lišen svake opširnosti i fokusiran na jedan cilj, a to je spremanje ispita iz predmeta koji pokriva. U tu svrhu, uz svaku lekciju dati su primeri ispitnih pitanja i preporučeni su zadaci iz drugog izdanja prateće istoimene elektronske zbirke.

Vreme u kome je nemački bio jezik struke davno je za nama; danas je to nadmoćno engleski. Zbog toga, trudio sam se da svuda uz domaće pojmove navedem i njihove engleske parnjake. Dodatne terminološke napomene uz osnovni tekst treba da ukažu na važnost preciznog izražavanja u inženjerskom poslu.

Kada se osvrnem na svoj rad u oblasti mreža, osećam obavezu da pomenem moje poštovane učitelje, prof. dr Grozdana Petrovića i pok. prof. dr Zorana Petrovića, koji su mi, svaki na svoj način, otvorili vrata ove fascinantne oblasti. Terminologija koju

sam primenio u ovome udžbeniku dosledno prati njihove lekcije. Njima i mojoj dragoj porodici, prijateljicama i prijateljima, te koleginicama i kolegama koji su me podržavali u učenju, izgrađivanju i napredovanju, kroz ovu knjigu iskazujem najiskreniju zahvalnost i poštovanje.

Kada razmišljam o tome kakav će rezultat postići ova knjiga, ne razmišljam u kategoriji *sviđanja*, već *korisnosti*: očekujem da mi pomogne da budem bolji u svome poslu, a drage čitateljke i drage čitaoce, nestrpljive za debele knjige, da pripremi za uspešnu profesionalnu karijeru u oblasti mreža. Samo, tako, kao profesionalci koji neprestano radimo na sebi, možemo postati izgrađene i slobodne ličnosti.

U Beogradu, maja 2021. godine

M. Đelić

Sadržaj

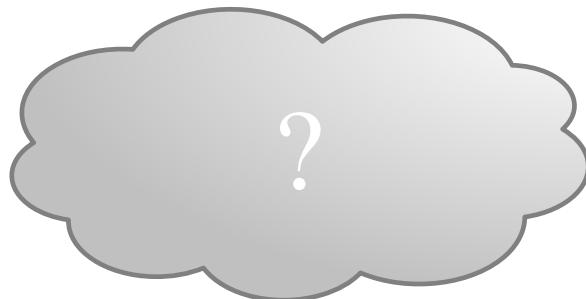
1. Osnovni pojmovi i definicije	1
2. Komutacija	11
3. Protokoli	21
4. Fizički sloj	27
5. Telekomunikacione instalacije	37
6. Kontrola pristupa sredini za prenos	47
7. Kontrola toka	61
8. Kontrola greške	67
9. L2 mrežne tehnologije	77
10. Servisni sistemi	95
11. Proračun kašnjenja	105
12. Telekomunikacioni saobraćaj	109

1. Osnovni pojmovi i definicije

Potreba za komuniciranjem svojstvena je čoveku. Još od praistorije i pećinskih crteža, pa do današnjice i „pametnih” uređaja – i njihovih upitno pametnih korisnika – cilj nam je da s drugima podelimo poruku. Telekomunikacione mreže pružaju sredstva i načine za ostvarivanje toga cilja.

Šta je mreža: Telekomunikaciona mreža je skup opreme (hardvera) i softvera koji omogućavaju prenos poruka predstavljenih elektromagnetskim signalima saglasno zahtevima korisnika. Razmotrimo detaljnije šta smo upravo rekli. Najpre, telekomunikacionu mrežu čine kako hardver, tako i softver; dok je ranije naglasak bio na hardveru, danas prevagu uzima softverski segment. Imajući u vidu nepobitnu statistiku po kojoj se najveći broj diplomiranih inženjerki i inženjera elektrotehnike u oblasti telekomunikacija zaposli upravo u segmentu vezanom za mreže, odavde jasno proizilazi značaj ne samo ovladavanja softverskim alatima, već i celoživotnog profesionalnog usavršavanja. Dalje, telekomunikacione se mreže odnose na prenos elektromagnetskih signala, pa ne obuhvataju npr. poštanski saobraćaj, u kome se takođe prenose korisničke poruke. Ne implicira se ni način prenosa, pa se tako na današnjem stepenu razvoja tehnike u telekomunikacionim mrežama susreću žične, radijske i optičke tehnologije. Konačno, insistira se na tome da se poruke prenose saglasno zahtevima korisnika; ovim se isključuju nsumičnost i haotičnost, a uvode pravilnost i sistem.

Simbolička oznaka za mrežu je oblak (slika 1.1). Ukoliko treba naglasiti neko posebno svojstvo mreže – npr. primenjenu tehnologiju – u oblak se može upisati odgovarajuća oznaka.

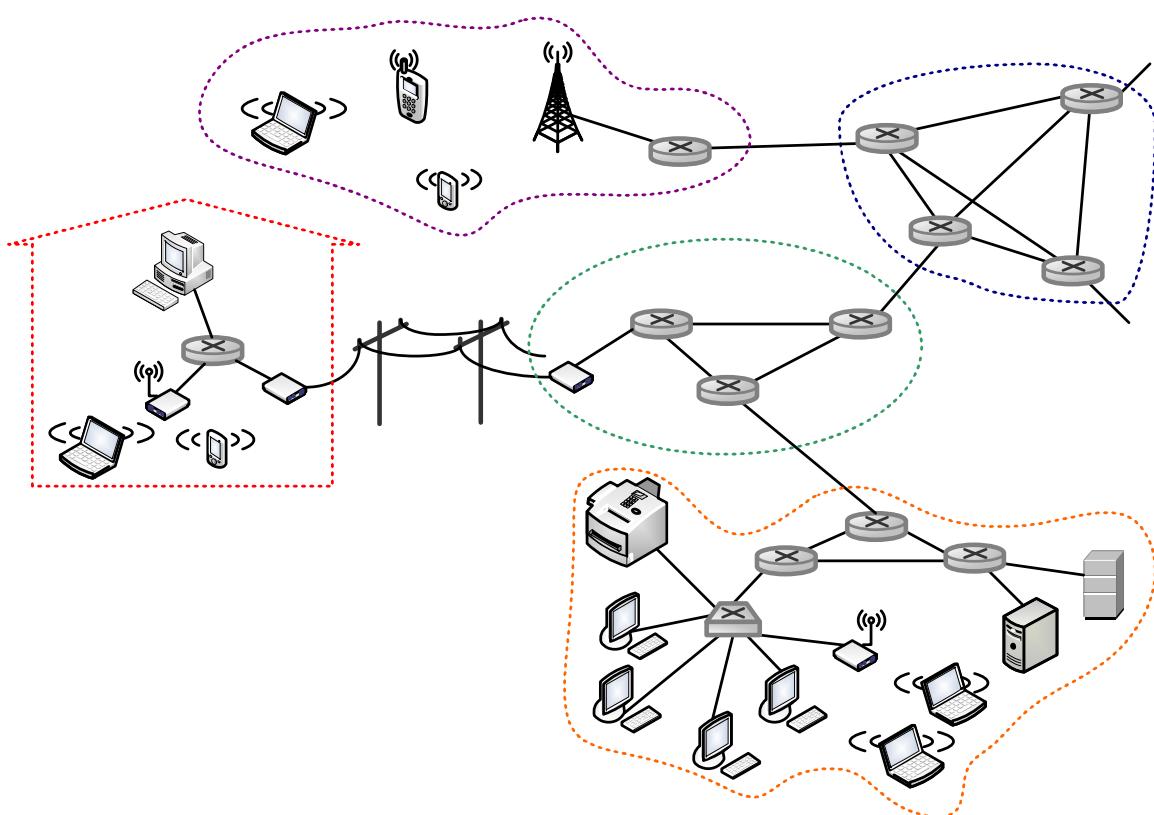


Slika 1.1: *Uz objašnjenje pojma mreže.*

TERMINOLOŠKA NAPOMENA

To što je simbolička oznaka za mrežu oblak nema veze s tzv. *cloud computingom*.

Primer telekomunikacione mreže dat je na slici 1.2. Pažljive čitateljke i čitaoci na njoj će uočiti nekoliko manjih mreža. U gornjem desnom uglu tako je predstavljena mreža nacionalnog operatora; treba primetiti da se na nju ne povezuju krajnji korisnici, već druge mreže. Jedna od njih je javna mobilna mreža (na slici gore levo), koja ima radijske primopredajnike (bazne stанице) i u kojoj se korisničke poruke razmenjuju preko mobilnih uređaja. U središnjem delu slike je mreža lokalnog operatora, na koju se posredstvom javne telefonske mreže povezuje kućna mreža. U potonjoj se, pak, koristi kako žična tehnologija, za povezivanje desktop računara, tako i bežična, za povezivanje laptopa i „pametnog“ mobilnog telefona. Na mrežu lokalnog operatora povezuje se i korporativna mreža neke kompanije, koja ima sopstvenu infrastrukturu i koja ponovo kombinuje žične i bežične tehnologije.



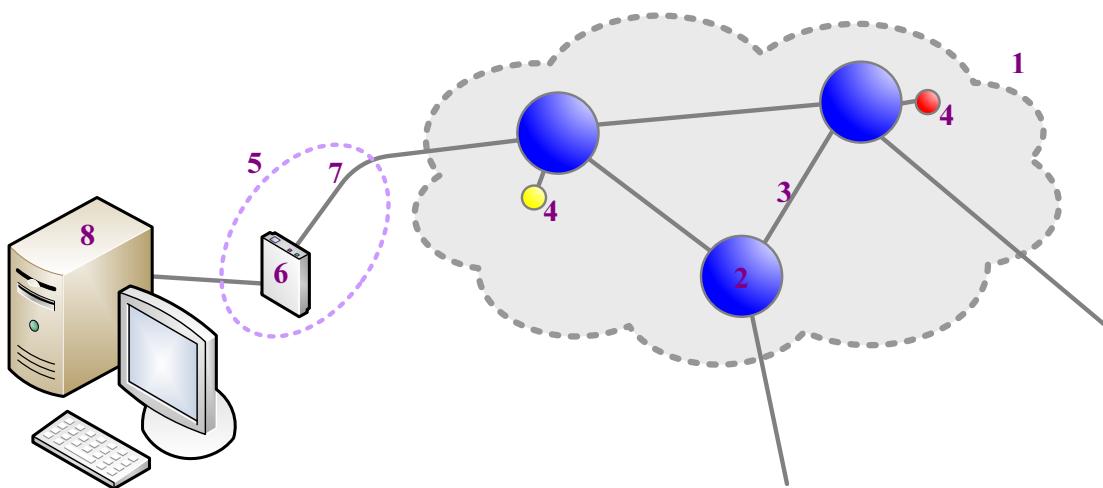
Slika 1.2: Primer telekomunikacione mreže.

TERMINOLOŠKA NAPOMENA

Rogobatni izraz *operator* – što je arhaizam za hirurga – postao je administrativni standard kroz zakon kojim se reguliše oblast telekomunikacija. Duhu vremena bio bi primereniji izraz *operater*, koji se, uostalom, daleko češće koristi u javnosti. Ovo nije jedini primer razmimoilaženja administrativnog i živog jezika struke, ali svakako ilustruje činjenicu da autori propisa ne moraju nužno vladati standarnim jezikom.

Telekomunikacioni servis je usluga koja se po pravilu pruža uz naknadu, a sastoji se – u celini ili pretežno – od prenosa signala u telekomunikacionim mrežama.

Šta čini mrežu: Pažljivom oku nije promaklo to da se na slici 1.2 u „oblacima“ nalaze različiti simboli. Dok je za jedne intuitivno jasno na šta se odnose, za druge to nije. Pogledajmo, stoga, koji su to konceptualni elementi telekomunikacionih mreža; za ilustraciju će nam poslužiti slika 1.3.



Slika 1.3: *Elementi mreže.*

Centralni deo mreže je okosnica (*backbone*), označena brojem 1. Ona obuhvata mrežne uređaje – čvorove (2) i spojne puteve ili linkove (3) koji ih povezuju. Linkovi velikog kapaciteta nazivaju se i trankovima (*trunks*). Zajedno, čvorovi i linkovi prenose korisničke poruke kroz mrežu. Pored njih, u sastav okosnice nekih mreža ulaze i uređaji koji ne prenose direktno korisničke poruke, već upravljaju radom mreže; to su upravljačke stanice (4). Korisnički uređaj koji šalje i/ili prima poruke naziva se krajnjim sistemom ili terminalom (8). Na okosnicu se povezuje preko mreže za pristup (5), koja se sastoji od opreme za pristup (6) i pristupnog spojnog puta (7).

TERMINOLOŠKA NAPOMENA

U literaturi na engleskom jeziku pravi se razlika između telekomunikacionih (*telecommunication*) i računarskih (*computer*) mreža. Dok prvi izraz odgovara onome što su u našoj terminologiji sistemi prenosa, drugi obuhvata mreže kojima se bavimo u ovoj knjizi. Izrazom *računarske mreže* naglašava se činjenica da su terminali u današnjim mrežama dominantno računari. Doista, mobilni telefon ponajmanje je telefon; radi se, zapravo, o računaru koji između ostalog ima i funkcionalnost telefoniranja.

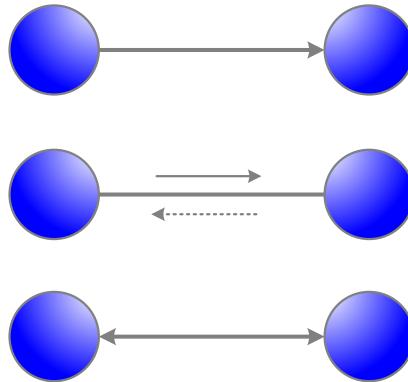
Karakteristične konfiguracije: Slike 1.2 i 1.3 impliciraju različite mogućnosti za povezivanje čvorova linkovima. Razmotrimo neke tipične konfiguracije.

Najjednostavniji je slučaj kada neposredno komuniciraju dva čvora (slika 1.4). Ovakva konfiguracija se naziva „tačka-tačka” (*point to point*).



Slika 1.4: *Konfiguracija „tačka-tačka”*.

U zavisnosti od prirode linka, moguće su tri varijante konfiguracije „tačka-tačka”. One se zovu simpleks, poludupleks i dupleks i ilustrovane su redom (odozgo nadole) na slici 1.5.



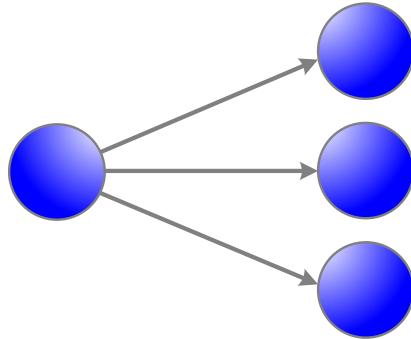
Slika 1.5: *Varijante konfiguracije „tačka-tačka”*.

Simpleksna (*simplex*) komunikacija podrazumeva da je link jednosmeran ili unidirekcionni; ovde jedan čvor stalno šalje, a drugi prima poruke. Primer bi bila komunikacija senzorskog čvora s procesorskim.

Poludupleks (*semiduplex* ili *half duplex*) podrazumeva korišćenje dvosmernog (bidirekcionog) linka. Oba čvora mogu slati i primati poruke, ali ne istovremeno – kad jedan šalje, drugi prima i obrnuto. Primer je voki-toki.

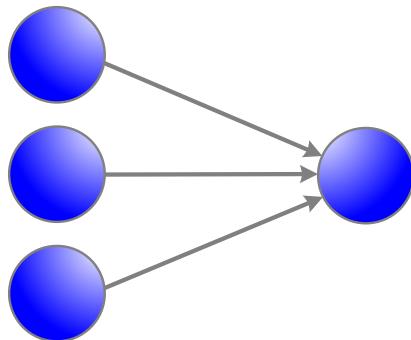
U (punom) dupleksu (*full duplex*) takođe se koristi dvosmerni link, s tim da ovde oba čvora mogu istovremeno i slati i primati poruke. Primer je telefon.

Naredna konfiguracija poznata je pod nazivom „tačka-više tačaka” (*point to multipoint*) i ilustrovana je na slici 1.6. Ovde se poruke prenose od centra ka periferiji, tj. od jednog izvora ka većem broju prijemnika. Ovo se naziva i višedifuzijom (*multicast*), a u slučaju velikog broja prijemnika – npr. radijskih ili televizijskih – i širokodifuzijom (*broadcast*).



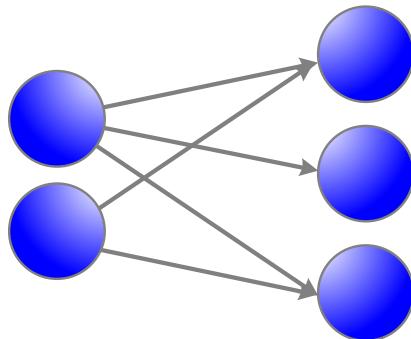
Slika 1.6: *Konfiguracija „tačka-više tačaka”.*

Dualna konfiguracija je „više tačaka-tačka” (*multipoint to point*), slika 1.7. I ovde je tok informacija samo u jednom smeru, ali sada od periferije ka centru. Primer bi bilo prikupljanje podataka s više senzora u jednom procesorskom čvoru.



Slika 1.7: *Konfiguracija „više tačaka-tačka”.*

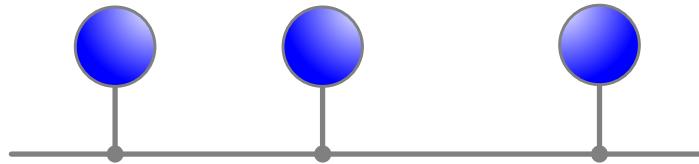
Kao što to, draga čitateljko ili dragi čitaoče, zasigurno i naslućujete, najsloženija konfiguracija biće ona u kojoj više izvorišnih čvorova komunicira s više odredišnih. Ona je prikazana na slici 1.8, a Vama prepuštam da zaključite gde se javlja.



Slika 1.8: *Konfiguracija „više tačaka-više tačaka”.*

Topologije mreža: Dosadašnje razmatranje trebalo bi da implicira povezanost telekomunikacionih mreža s linearom algebrrom, konkretno s grafovima. Doista, graf mreže pregledno nam pruža uvid u način povezivanja čvorova. I ovde su moguće različite varijante, od kojih ćemo neke važnije razmotriti u nastavku.

Kod topologije magistrale ili sabirnice (*bus*), slika 1.9, čvorovi (ili stанице, kako se često zovu u kontekstu topologije) dele zajedničku sredinu za prenos. Poruke, tj. signali, dostupni su svim stanicama, a koja će ih zaista i iskoristiti, određuje se adresiranjem.



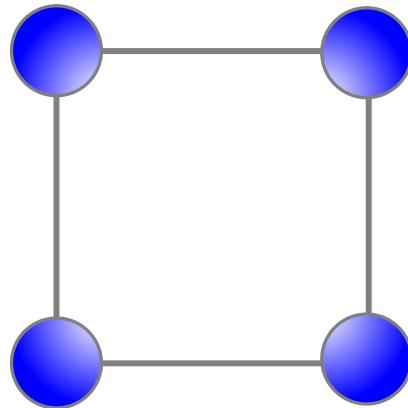
Slika 1.9: *Topologija magistrale.*

U mreži s topologijom lanca (*daisy chain*), slika 1.10, poruke se, osim u slučaju kad ih razmenjuju susedne stанице, prenose preko tranzitnih čvorova. Odredišna stаница zadržava poruku i neće je prosleđivati drugima.



Slika 1.10: *Topologija lanca.*

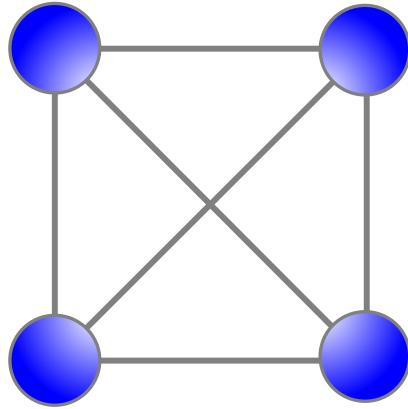
Povezivanjem krajeva lanca dobija se prstenasta mreža (*ring*), slika 1.11.



Slika 1.11: *Topologija prstena.*

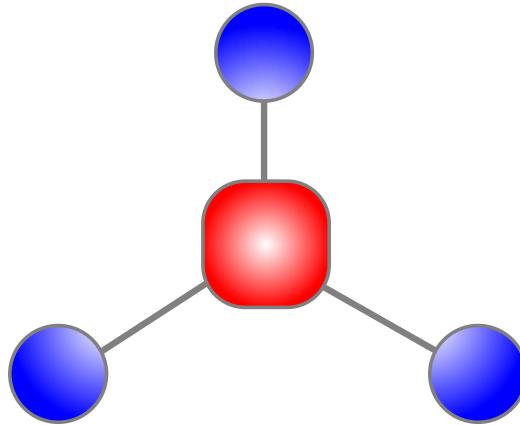
Prsten je najčešće unidirekcionan, što znači da se poruke prenose u jednom smeru. U ovim se mrežama nekad uvodi redundansa u vidu dodatnog prstena, koji služi kao rezerva i po kome se poruke prenose u suprotnom smeru u odnosu na radni prsten.

Ukoliko se prstenastoj mreži budu dodali linkovi, dobiće se propetljana mreža (*mesh*). U primeru sa slike 1.12 postoji sve moguće veze čvorova, pa se ovakva topologija naziva i *full mesh*.



Slika 1.12: Propetljana mreža.

U zvezdastim mrežama (*star*), slika 1.13, postoji središnji čvor (mrežni stožer ili *hub*), preko koga se odvija komunikacija.



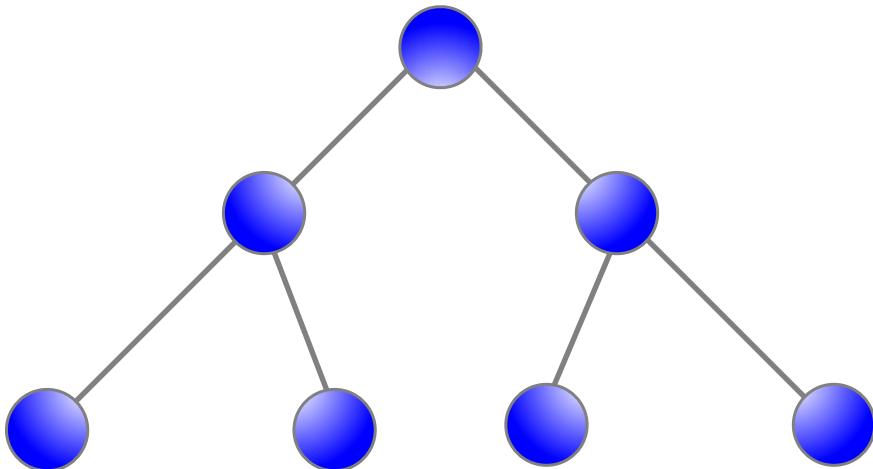
Slika 1.13: Topologija zvezde.

Pregled mrežnih topologija završićemo stablom (*tree*), koje je uz zvezdastu mrežu danas najzastupljenije. Primer ovakve mreže dat je na slici 1.14.

Stablo je primer hijerarhijske strukture. Čvorovi istog hijerarhijskog nivoa nalaze se u istoj ravni, dok linkovi povezuju susedne ravni. Čvorovi iste ravni mogu komunicirati samo preko nadređenih čvorova. U praksi se koriste i takozvane poprečne veze, koje povezuju čvorove iste ravni, čime se odstupa od topologije „čistog“ stabla.

Funkcije koje se ostvaruju u mreži: U telekomunikacionoj mreži se u opštem slučaju obavljaju funkcije prenosa, rutiranja i komutacije. Prenos (*transmission*) podrazumeva slanje signala na predaji, njegovu propagaciju kroz sredinu za prenos i, konačno, prijem na odredištu. Rutiranje (*routing*) je određivanje putanje signala (odnosno poruka) kroz mrežu, dok komutacija (*switching*) podrazumeva prosleđivanje signala (poruka) s ulaznog interfejsa mrežnog uređaja na odgovarajući izlazni interfejs.

Prenosom se bave obrada signala i elektromagnetika; rutiranje je tema naprednih tečajeva mreža, dok je za ovaj uvodni od interesa komutacija.



Slika 1.14: *Topologija stabla.*

Podela mreža: Za kraj ove lekcije, razmotrićemo klasifikaciju telekomunikacionih mreža. Za to ne postoji jedinstveni kriterijum, već se mreže najčešće dele prema servisima koje pružaju, prema vlasništvu ili dostupnosti, prema području koje pokrivaju, prema tehnologiji koju koriste, te prema mobilnosti koju pružaju.

Mreže se prema servisima koje pružaju – tj. prema vrsti poruka/informacija koje se njima prenose – tradicionalno dele na radijske, televizijske i telefonske, te na mreže za prenos podataka (*data*). Ova podela polako dobija istorijski značaj, jer su moderne mreže multiservisne, tj. transparentno prenose sve poruke, bez obzira na njihovu prirodu.

Prema vlasništvu, tj. dostupnosti, razlikuju se javne ili otvorene i privatne ili zatvorene mreže. Prve su dostupne svim zainteresovanim korisnicima, uz moguću obvezu plaćanja naknade; primer su javne telefonske mreže. Druge mreže grade državni organi (npr. policija ili carina), ili poslovni subjekti (npr. kompanije ili taksi-udruženja) za svoje potrebe, te im nije moguć slobodan pristup.

Podela mreža prema području koje pokrivaju naročito je značajna. Najmanja rastojanja, reda veličine jedne prostorije, pokrivaju lične mreže (*personal area networks*, PANs). Lokalne mreže (*local area networks*, LANs) pokrivaju objekat ili blok zgrada (*campus*). Gradske mreže (*metropolitan area networks*, MANs) pokrivaju gradove ili metropole. Najveće su regionalne mreže (*wide area networks*, WANs) koje pokrivaju čitave zemlje i kontinente.

Mreže se često karakterišu tehnologijom koja je u njima primenjena; tako se na primer govori o optičkim, IP ili 5G mrežama.

Na kraju, mreže se prema mobilnosti dele na fiksne i mobilne; kriterijum za razlikovanje je položaj tačke pristupa mreži (tzv. sprege korisnik-mreža, UNI – *user to network interface*). Ukoliko se on ne menja, mreža je fiksna, dok je u suprotnom mobilna. Ovo je razlog zbog koga bežični telefoni ipak ne čine klasičnu telefonsku mrežu (POTS –

plain old telephone service) mobilnom.

ISPITNA PITANJA:

Definišite telekomunikacionu mrežu. Navedite njene elemente i objasnite njihove funkcije.

Navedite podelu telekomunikacionih mreža prema području koje pokrivaju.

Upišite nazine pojmove na koje se odnose sledeće definicije:

- Konfiguracija u kojoj jedan čvor samo šalje, a drugi samo prima poruke,
- Veze između čvorova koji pripadaju istoj hijerarhijskoj ravni,
- Mreže kojima svi imaju mogućnost pristupa,
- Mreže koje pokrivaju blok zgrada,
- Prosleđivanje poruka s ulaznog na izlazni interfejs mrežnog uređaja,
- Segment TK mreže koji služi za priključivanje krajnjih sistema na okosnicu.

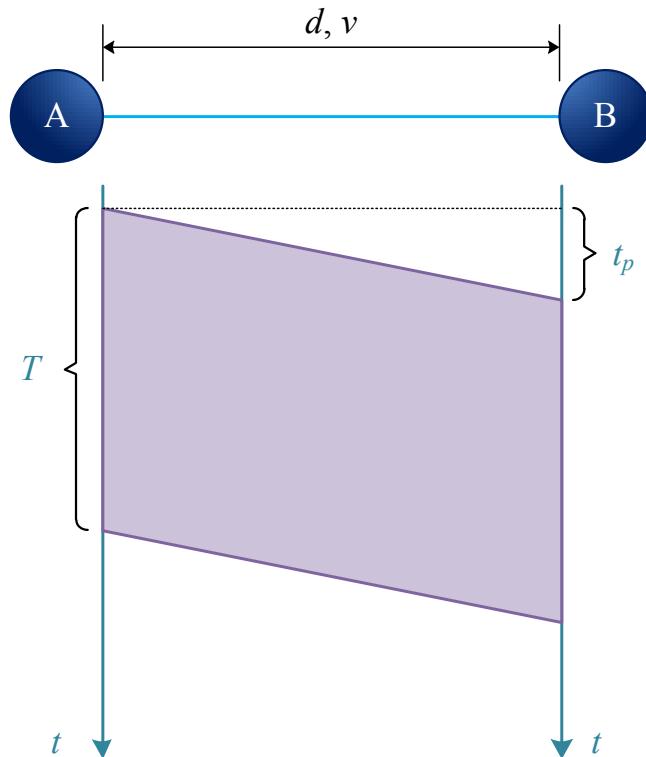
Je li sledeća tvrdnja tačna, ili ne?

- Javne (otvorene) mreže dostupne su svima, bez plaćanja naknade.

2. Komutacija

Neka Vas, draga čitateljko ili dragi čitaoče, ne zbuni to što ćemo lekciju početi digrešijom; sve će na kraju – i u lekciji i u životu – doći na svoje mesto.

Slanje poruke: Posmatrajmo sliku 2.1, na kojoj su prikazana dva čvora, A i B. Povezani su linkom čija je dužina d i na kome je brzina propagacije, tj. prostiranja signala v . U početnom trenutku, čvor A počinje emitovati poruku čije je trajanje T . Cilj nam je nacrtati vremenski dijagram ovog scenarija dešavanja.



Slika 2.1: Vremenski dijagram slanja i prijema poruke.

Horizontalna osa dijagrama odgovaraće prostornoj dimenziji, dok će vertikalna – u smeru naniže – predstavljati proticanje vremena.

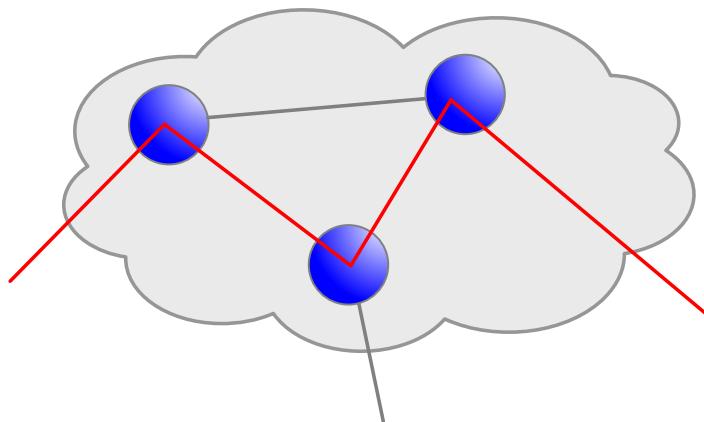
Početku poruke potrebno je vreme $t_p = d/v$ da bi stigao do čvora B; ono se naziva propagacionim kašnjenjem (*propagation delay*). Nakon toga, pristiže i ostatak poruke i njen se prijem kompletira u trenutku $t_p + T$.

Kada smo ovo razjasnili, vratimo se na temu lekcije, a to je komutacija, kao prosleđivanje signala (poruka) s ulaznog interfejsa mrežnog uređaja na odgovarajući izlazni interfejs. Postoje dve varijante komutacije, koje se nazivaju komutacijom kola (*circuit switching*) i komutacijom paketa (*packet switching*).

TERMINOLOŠKA NAPOMENA

Izraz „komutacija”, kao i engleski izraz *switching*, potiče iz doba kada se ova funkcija ostvarivala korišćenjem mehaničkih prekidača.

Komutacija kola: Prva varijanta komutacije predstavlja klasičan i tehnološki anahron pristup. Ovde se komunikacija ostvaruje preko entiteta koji se zove kolo (*circuit*, slika 2.2), a čiji se resursi stavljuju na raspolaganje učesnicima u komunikaciji sve vreme trajanja sesije, bez obzira na to imaju li u datom trenutku poruka za slanje.



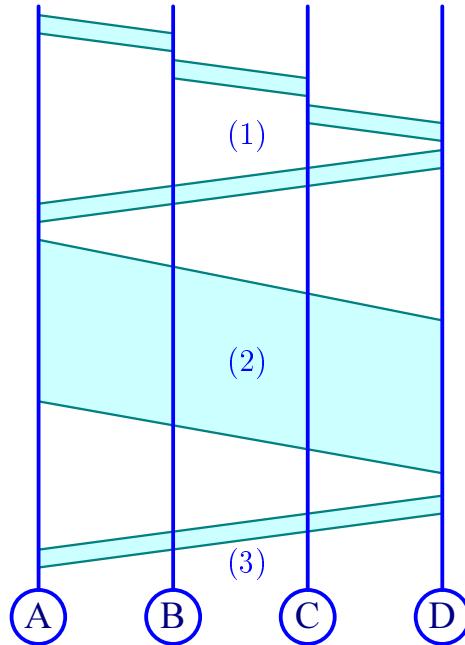
Slika 2.2: Uz objašnjenje komutacije kola.

Ilustrativan primer komutacije kola pruža nam klasična telefonska mreža, u kojoj je „kolo” najpre bilo električno kolo između pozivajuće i pozivane korisnice (ili korisnika), a kasnije, s razvojem tehnike, pripadajući kanali u vremenskom multipleksu.

Razmotrimo sada tajming ovakve komunikacije, koji je prikazan na slici 2.3. Neka se komunikacija čvorova A (pozivajući) i D (pozivani) odvija preko tranzitnih čvorova B i C.

U fazi uspostave kola (1), čvor A najpre obaveštava čvor B da želi komunicirati s čvorom D. Čvor B razmatra ovaj zahtev, te ga, ukoliko raspolaže potrebnim resursima za uspostavljanje kola, prosleđuje narednom čvoru na putanji ka odredišnom, a to je C. Ovaj čvor ponavlja upravo opisanu proceduru, te tako zahtev za uspostavu kola konačno stiže do čvora D; on će ga prihvati, a potvrda o tome će se po upravo uspostavljenom kolu preneti do pozivajućeg čvora.

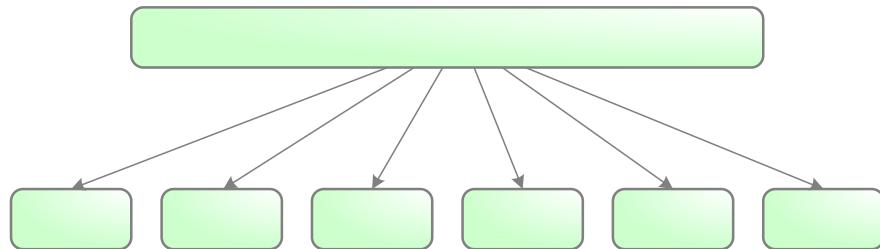
Faza (2) obuhvata prenos poruka. Po njihovom prijemu, čvor D šalje zahtev za raskid kola (3), čime se oslobođaju angažovani resursi. Ovaj se zahtev tumači i kao potvrda prijema poruka.



Slika 2.3: Vremenski dijagram za slučaj komutacije kola.

Primetimo da se u prvoj i trećoj fazi ne prenose korisničke, već kontrolno-upravljačke poruke; one se nazivaju signalizacijom. Najveći prigovor komutaciji kola leži upravo u izraženoj signalizaciji, koja opterećuje resurse mreže. Dodatno, ovo je statički pristup, koji ne vodi računa o tome kada učesnici u komunikaciji zaista imaju poruka za slanje; primer za ovo nam predstavljaju periodi tišine u telefoniji.

Komutacija paketa: Ova varijanta komutacije je de facto standard u telekomunikacionim mrežama. Podrazumeva digitalni prenos, te fragmentiranje poruke na blokove (slika 2.4), koji se kroz mrežu prenose paketima, po principu „uskladišti i prosledi“ (*store and forward*). Mreže u kojima je primenjena komutacija paketa nazivaju se paketskim mrežama.



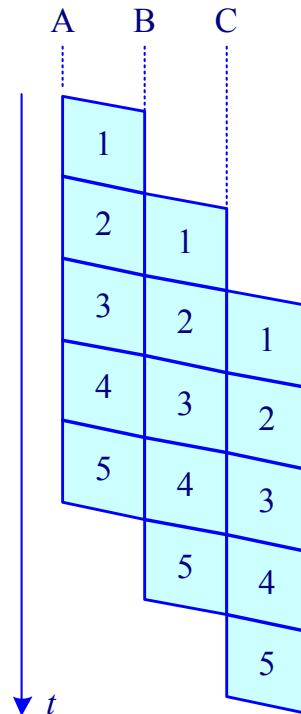
Slika 2.4: Fragmentiranje poruke.

Pogledajmo pobliže strukturu paketa, koja je prikazana na slici 2.5. Paket se u opštem slučaju sastoји из заглавља (*header*, H), полја корисног садржаја (*payload*, PL) и зачелја (*trailer*, T). Заглавље и зачелје nose контролно-управљачке информације и представљају тзв. *overhead*. Док је заглавље обавезан део пакета, зачелје се користи само у неким протоколима.

Slika 2.5: *Struktura paketa.*

Dužina paketa predstavlja broj bita koje on sadrži. Ako je zaglavje dužine H bita, polje korisnog sadržaja dužine PL i začelje dužine T , tada je dužina paketa $L = H + PL + T$. Ukoliko je protok na linku R , tada će trajanje paketa na linku, ili vreme potrebno da bi se paket utisnuo u link, biti L/R .

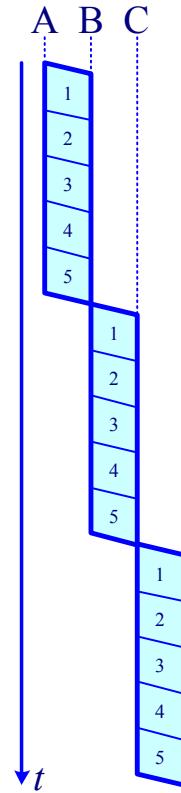
Razmotrimo sada princip „uskladišti i prosledi“. Na slici 2.6 ilustrovana je situacija u kojoj se poruka, u paketima označenim brojevima od jedan do pet, prenosi od čvora A, preko tranzitnog čvora B, do odredišnog čvora C.

Slika 2.6: *Uz objašnjenje principa „uskladišti i prosledi“.*

Čvor A sukcesivno, bez pauze, šalje pakete jedan za drugim. Nakon propagacionog kašnjenja na linku AB, oni počinju pristizati u čvor B. Za ovaj prvi put ćemo pretpostaviti pojednostavljenu situaciju u kojoj čvorovi ne „razmišljaju“, već paket odmah po kompletiranju prosleđuju narednom čvoru na putanji; paralelno s tim, čvor nastavlja primati bite narednog paketa.

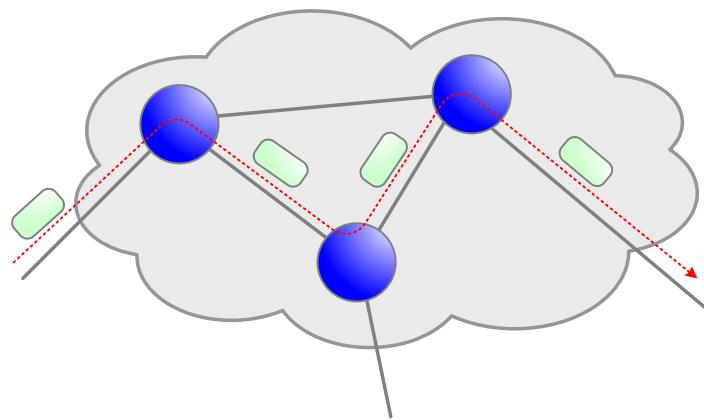
Ono što, draga čitateljko ili dragi čitaoče, s ove slike treba da uočite je da se u tranzitnim čvorovima ne čeka na kompletiranje poruke da bi se ona prosledila (što bi bio slučaj sa slike 2.7), već se prosleđuju paketi koji nose njene blokove.

Komutacija paketa ima dve varijante i to virtuelna kola i datagrame.



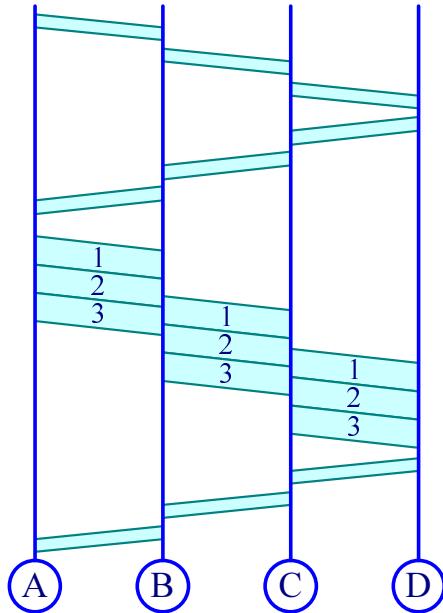
Slika 2.7: Prosleđivanje poruka.

Virtuelna kola (slika 2.8) predstavljaju ekstenziju koncepta komutacije kola na paketske mreže. Kolo koje se ovde uspostavlja je logički entitet, za razliku od fizičkog u komutaciji kola. Svi paketi koji odgovaraju dotoj komunikaciji prenose se uspostavljenim kolom, dakle po istoj putanji u mreži.



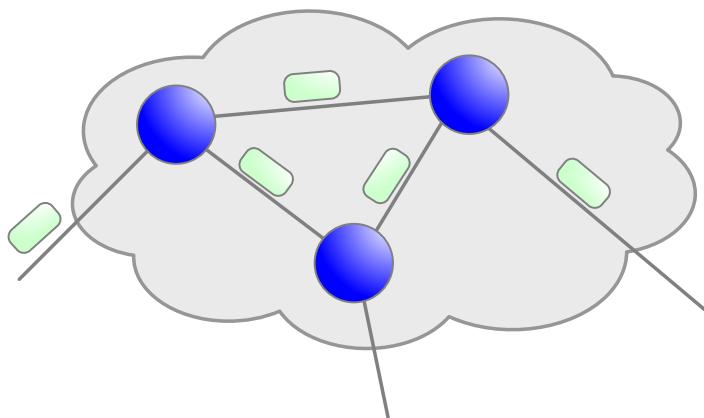
Slika 2.8: Uz objašnjenje virtuelnog kola.

Tajming ovakve komunikacije, koji je ilustrovan na slici 2.9, odgovara slici 2.3, s tim izuzetkom što sada nema kontinualnog prenosa, već se u svim fazama komunicira paketima. Ne treba, stoga, da začudi to što su zamerke koje se mogu postaviti ovome konceptu istovetne onima koje smo naveli kod komutacije kola.



Slika 2.9: *Vremenski dijagram za slučaj virtuelnog kola.*

Komuniciranje datagramima (slika 2.10) daleko više odgovara prirodi digitalnog prenosa. Ovde se ne uspostavlja nikakav ekvivalent kola, već se odmah prelazi na slanje paketa, koji se u principu mogu prosleđivati po nezavisnim putanjama. Obratite pažnju, draga čitateljko ili dragi čitaoče, na detalje: kažem *u principu*, što ne znači da će doista svaki paket ići posebnom putanjom. Naime, putanja kroz mrežu određuje se protokolom rutiranja; ako se stanje u mreži ne bude menjalo, neće se menjati ni njegovi ulazni podaci, pa nema razloga niti da mu se menja izlaz.



Slika 2.10: *Uz objašnjenje koncepta datagrama.*

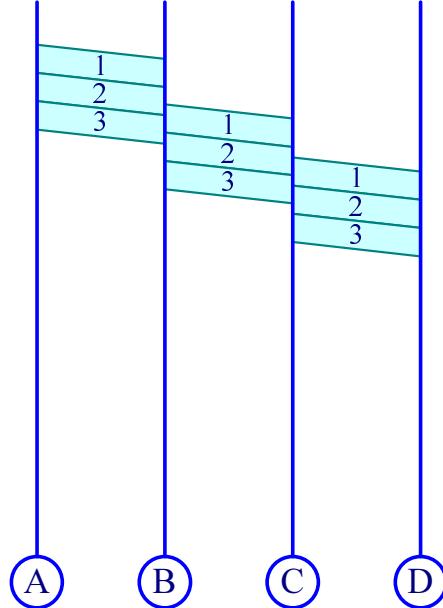
TERMINOLOŠKA NAPOMENA

Naziv datagram kovanica je engleskih reči *data* i *telegram*.

Ukoliko se paketi ipak budu slali različitim putanjama, može se desiti da na odredište dođu u redosledu drugačijem od originalnog. Zbog toga se paketi numerišu i smeštaju

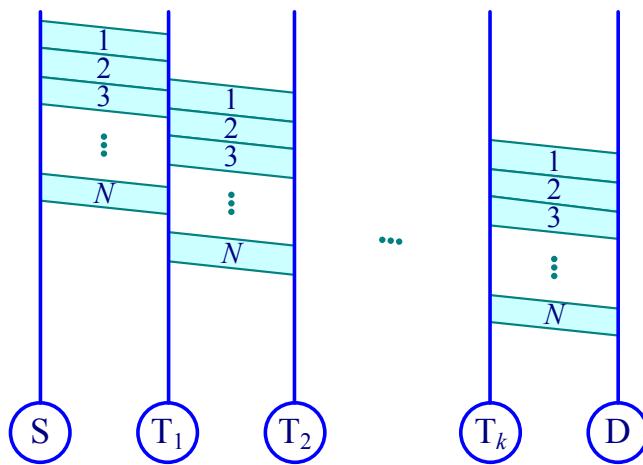
u prijemni bafer, da bi se iz njih mogla rekonstruisati poruka.

Vremenski dijagram komunikacije datagramima (2.11) veoma je jednostavan, jer ovde nema signalizacije. U odnosu na sliku 2.6, ovde smo pretpostavili realniji slučaj, po kome čvor po prijemu paketa „razmišlja”, tj. analizira paket da bi zaključio treba li ga proslediti, ili zadržati za sebe; ovo se manifestuje kroz dodatno kašnjenje.



Slika 2.11: *Vremenski dijagram za slučaj datagrama.*

Zadržimo se još malo na pitanju tajminga. Neka se N paketa prenosi od izvorišnog čvora (S) do odredišnog (D), preko k tranzitnih (T_1, \dots, T_k), kao što to prikazuje slika 2.12.



Slika 2.12: *Uz izvođenje izraza za vreme potrebno za prenos poruke.*

Neka su paketi jednake dužine – što ne mora uvek biti slučaj u praksi – tako da je trajanje svakog od njih T_F . Neka je, dalje, propagaciono kašnjenje na i -tom linku $t_{p,i}$,

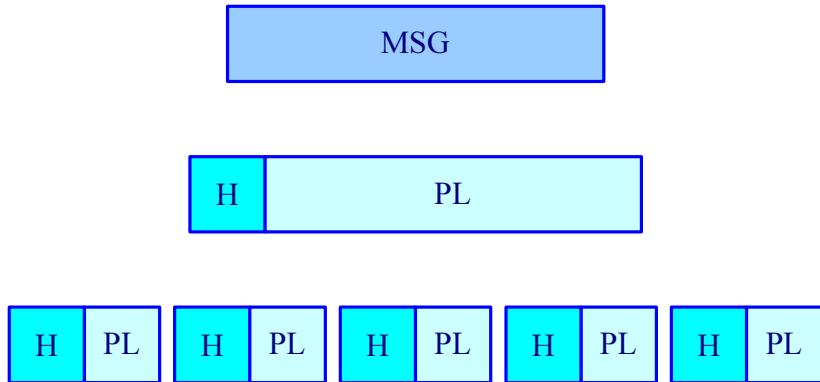
pri čemu je $i = 1, 2, \dots, k + 1$. Pretpostavimo i da je vreme „razmišljanja” u j -tom tranzitnom čvoru, $j = 1, 2, \dots, k, \tau_j$.

Na osnovu slike, možemo napisati da je ukupno vreme potrebno za ovakav prenos

$$T_{tot} = NT_F + \sum_{i=1}^{k+1} t_{p,i} + kT_F + \sum_{j=1}^k \tau_j. \quad (2.1)$$

Važna pretpostavka pod kojom je valjan ne samo ovaj rezultat, već i svi vremenski dijagrami koje smo prethodno razmatrali je da se posmatranom putanjom ne prenose drugi paketi osim „naših”, tj. da su tranzitni čvorovi slobodni. Ako ste se sada zapitali šta bi se desilo u suprotnom, zamoliću Vas za strpljenje, jer ćemo se na to vratiti uskoro.

Izraz (2.1) implicira da vreme potrebno za prenos zavisi od veličine paketa. Razmotrimo to detaljnije: poruka MSG može se, u principu, predstaviti jednim „džambo” paketom ili s više manjih, što je ilustrovano na slici 2.13. U skladu s ranijom opaskom, pretpostavljeno je da paketi nemaju začelje. Za potrebu diskusije, dodatno ćemo pretpostaviti da je zaglavje fiksne dužine, dok se dužina polja korisnog sadržaja menja.



Slika 2.13: *Uz diskusiju o efektu veličine paketa.*

Ako je dužina poruke MSG i dužina polja korisnog sadržaja PL , za prenos ovakve poruke trebaće

$$N = \left\lceil \frac{MSG}{PL} \right\rceil$$

paketa. Ako s H označimo dužinu zaglavља, ukupni *overhead* biće

$$OH = N \cdot H = \left\lceil \frac{MSG}{PL} \right\rceil H.$$

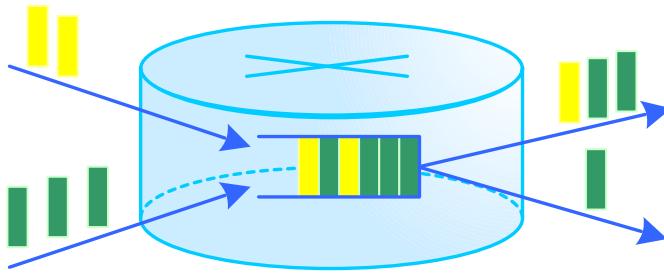
Pogledajmo sada šta se dešava s variranjem PL :

- Za veliko PL , N će biti malo, a T_F veliko; treći sabirak u (2.1), koji opisuje kašnjenje zbog čekanja na kompletiranje paketa, postaje dominantan, pa T_{tot} raste;
- Za malo PL , N će biti veliko, a T_F malo; ipak, T_F ne može pasti ispod trajanja

zaglavlja, pa će prvi sabirak u (2.1), sada prevagnuti. Izražen je *overhead*, a T_{tot} ponovo raste.

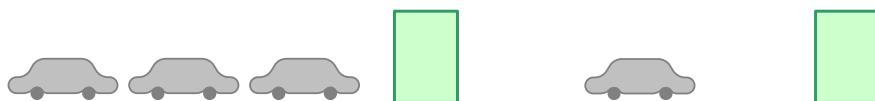
Pošto T_{tot} raste i sa smanjivanjem i sa povećavanjem PL , mora postojati optimalna vrednost PL za koju funkcija $T_{tot} = T_{tot}(PL)$ dostiže minimum.

Šta se dešava u čvoru: Lekciju ćemo završiti osvrtom na dešavanja u čvoru paketske mreže. Na slici 2.14 zumiran je čvor, koji – isključivo ilustracijske radi – ima dva dolazna i dva odlazna linka.



Slika 2.14: Uz diskusiju o obradi paketa u čvoru.

Paketi dolaze u čvor i smeštaju se u bafer, u kome čekaju red za obradu. Procesor čita jedan po jedan paket iz bafera, analizira ga i odlučuje o tome hoće li ga proslediti na neki od odlaznih linkova, te ako hoće, na koji. Paket se potom utiskuje u link i propagira njime do narednog čvora. Mogu se, prema tome, uočiti četiri komponente kašnjenja paketa i to čekanje u baferu, obrada u procesoru, utiskivanje u link i propagacija linkom. Ako Vam je ovo, draga čitateljko ili dragi čitaoče, apstraktno, navešću odmah i konkretniji primer, u vidu naplatne rampe na autoputu (slika 2.15). I ovde automobili čekaju u redu, plaćaju putarinu, uključuju se na novu deonicu i potom punom brzinom voze do naredne rampe.



Slika 2.15: Analogija s naplatnom rampom.

ISPITNA PITANJA:

Upišite naziv pojma na koji se odnosi sledeća definicija:

- Informacija koja se prenosi paketom, a nije korisnička.

Je li sledeća tvrdnja tačna, ili ne?

- Sa skraćivanjem polja korisnog sadržaja, skraćuje se i kašnjenje usled baferisanja paketa u tranzitnim čvorovima, a povećava *overhead*.

PREPORUČENI ZADACI IZ ZBIRKE:

3.1–12

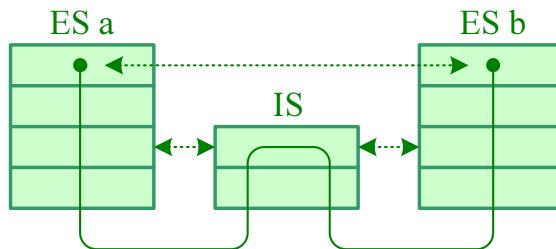
3. Protokoli

Gradivo ove lekcije u dobroj meri doživljavam kao suvoparno i birokratizovano. To ipak nije razlog da ga preskočim ili nesavesno obradim; doista, teorijska potkovanost je ono po čemu se inženjerke i inženjeri razlikuju od tehničarki i tehničara – samo nam dobro poznavanje teorijskih osnova omogućava da rešavamo praktične probleme. Udhahnimo, dakle, duboko i hrabro se otisnimo niz tekst koji sledi.

Pojam protokola: Telekomunikacioni protokol je skup pravila kojima se definišu format (sintaksa) i redosled (tajming) poruka koje razmenjuju učesnici u komunikaciji, kao i akcije (semantika) koje se izvršavaju po slanju/prijemu poruke ili posle nekog drugog događaja.

Dok nam u svakodnevnom životu pravila pružaju sigurnost *fair playa*, u telekomunikacionim mrežama ona omogućavaju interoperabilnost (međurad) opreme različitih proizvođača.

Slojevita dekompozicija: U analizi telekomunikacionih protokola, polazi se od takozvane slojevite dekompozicije procesa komuniciranja (slika 3.1). Ovde se mreža organizuje kao hijerarhijski skup (*stack*) slojeva, u kome niži sloj pruža višem skup servisa. Numeracija slojeva ide od dna, ka vrhu. Sloj $N + 1$ tako je korisnik servisa sloja N , dok je sloj N davalac (provajder) servisa sloju $N + 1$.



Slika 3.1: *Uz objašnjenje slojevite dekompozicije.*

TERMINOLOŠKA NAPOMENA

U međunarodnim standardima iz ove oblasti, koristi se formulacija „ N -sloj”, umesto „sloj N ”.

Na slici su prikazana dva krajnja sistema (*end systems*) a i b, koji komuniciraju posredstvom međusistema (*intermediate system*). Zasigurno primećujete da u krajnjim sistemima i međusistemu nije implementiran isti broj slojeva; u prvim će ih biti više.

Funkcionalnosti koje su opisane specifikacijom protokola realizuju se u vidu softverskih celina koje se nazivaju entitetima protokola. Entiteti istog protokola koji se izvršavaju u različitim sistemima (a po prirodi stvari na istom sloju) nazivaju se entitetima parnjacima.

Cilj slojevite dekompozicije je stvoriti transparentnu strukturu u kojoj će entiteti parnaci logički neposredno komunicirati, dok će se stvarna – fizička – komunikacija realizovati korišćenjem servisa nižih slojeva. Pojasniću odmah šta sam rekao: kada, na primer, šaljemo poruku posredstvom namenske aplikacije na mobilnom uređaju, očekujemo da ona odmah stigne do aplikacije primaoca, koja je parnjak našoj; ne razmišljamo – i ne želimo razmišljati – o zaglavljima i začeljima paketa, okosnici, baferima, trankovima, modulacijama ili odnosu signal-šum, dakle, o svemu onome što nam zapravo omogućava da aplikacija radi. Korisnici ili korisniku jedino je bitno da ona radi transparentno, bez ograničenja u pogledu sadržaja koji se razmenjuje; ona ili on ne žele se opterećivati tehničkim detaljima.

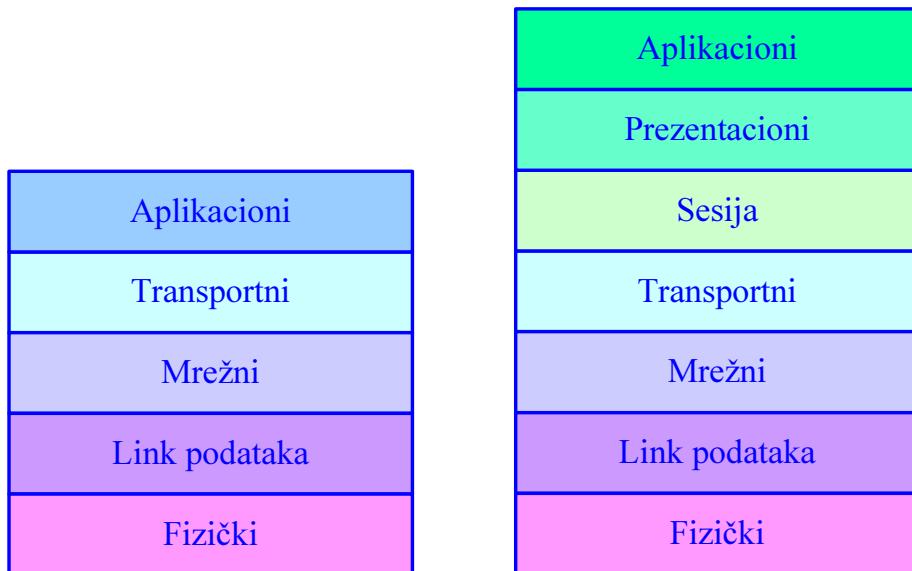
Logička komunikacija parnjaka na slici 3.1 označena je isprekidanim linijama, dok je punom linijom označen fizički tok poruka i signala.

Mehanizmi protokola: Funkcionalnosti koje protokol nudi zavise od njegove prirode. U opštem slučaju, obuhvataju:

- *adresiranje*, koje podrazumeva naznačavanje primaoca poruke; ovo se postiže posebnim poljem u zaglavljiju paketa,
- *pravila prenosa*, koja propisuju uspostavlja li se logički entitet zvani veza, ili ne; u prvom slučaju, radi se o prenosu s uspostavom veze i o konektivnom servisu (*connection-oriented*, CO), dok je u drugom prenos bez uspostave veze, a servis je nekonektivni (*connectionless*, CL),
- *kontrola toka* (*flow control*) podrazumeva usklajivanje brzina rada predajnog i prijemnog sistema, tako da se prijemnik ne zaguši porukama koje ne stiže obraditi, ali i da se izbegne nepotreban prazni hod,
- *kontrola greške* (*error control*) obuhvata detekciju (*detection*) greške u primljenoj poruci i postupak oporavka (*recovery*) od eventualno primećene greške,
- *segmentiranje i ponovno objedinjavanje* (*segmentation and reassembly*, SAR) – neke su poruke prevelike da bi se prenеле jednom jedinicom podataka, pa ih na predaji treba segmentirati; na prijemu, primeniće se inverzna operacija objedinjavanja, da bi se rekonstruisala originalna poruka,
- *multipleksiranje i demultipleksiranje* (MUX/DEMUX) – jedan protokol nižeg sloja može pružati servis većem broju protokola (ili entiteta) višeg sloja; ovaj proces se na predajnoj strani naziva multipleksiranjem, dok se na prijemnoj naziva demultipleksiranjem,

- *rutiranje* – rekli smo da ono predstavlja određivanje putanje poruka kroz mrežu.

Referentni modeli za protokole: Broj slojeva i njihove funkcionalnosti bliže se određuju referentnim modelima za protokole. Razmotrićemo dva takva, koji su prikazani na slici 3.2. Prvi je poznat kao TCP/IP i izvorno ga je razvilo Ministarstvo odbrane SAD-a (*Department of Defense*, DoD); drugi, koji se zove OSI (*Open Systems Interconnection*) dala je Međunarodna organizacija za standarde (ISO – *International Standards Organisation*).



Slika 3.2: *TCP/IP (levo) i OSI referentni model za protokole (desno)*.

TERMINOLOŠKA NAPOMENA

Naziv *Open Systems Interconnection* ukazuje na to da je model razvijen da bi se omogućilo povezivanje opreme različitih proizvođača.

Naglašiću odmah da se varijanta TCP/IP modela s gornje slike u nekim izvorima naziva i hibridnim modelom; ovo potiče otuda što je prvo bitna verzija modela bila značajno drugačija, a menjala se s vremenom.

Prvo što pada u oči je to da se brojevi slojeva u ovim modelima razlikuju, a nazivi nekih slojeva podudaraaju. Treba biti oprezan u izvođenju daljih zaključaka, jer se, strogo gledano, u ovim modelima ne može uspostaviti potpuna ekvivalencija između istoimenih slojeva; na primer, neke funkcionalnosti transportnog sloja iz TCP/IP modela u OSI modelu su sadržane kako u transportnom sloju, tako i u sloju sesije.

Uz maksimalni trud da administrativni stil specifikacije približim čitateljkama i čitaočima, funkcionalnosti pojedinih slojeva opisaju za OSI model, jer ih u njemu ima više.

Fizički sloj (Phy-L, *physical layer*), obuhvata mehaničke, električne, funkcionalne i proceduralne karakteristike koje se odnose na prenos nestrukturirane povorke bita kroz

fizičku sredinu; na njemu, dakle, još uvek nema paketa. Ovde se definišu konektori, kablovi, modulacije, frekvencijski opsezi, nivoi signala itd. Od mrežnih uređaja koji pripadaju fizičkom sloju pomenuću mrežni stožer (*hub*) i obnavljač (*repeater*).

Sloj linka podataka (*data link layer*, DLL) omogućava prenos jedinica podataka između entiteta mrežnog sloja. „Jedinice podataka” ovde već odgovaraju paketima, koji se, da bi se naglasilo da se radi o drugom sloju, nazivaju i okvirima (*frames*). Zbog velikog značaja sloja linka podataka – primite k znanju da je on dovoljan za umrežavanje i da je nekada doista bio najviši implementirani sloj u mrežnim uređajima – često se, naročito u TCP/IP modelu, deli na dva podsloja (*sublayers*), i to podsloj kontrole pristupa sredini za prenos (*medium access control*, MAC), koji je niži i podsloj kontrole logičkog linka (*logical link control*, LLC), koji je viši. DLL upravlja pristupom zajedničkoj sredini za prenos, formatira podatke u okvire, detektuje i ispravlja greške, te upravlja protokom. Od protokola ovoga sloja navešću Ethernet, PPP (*Point to Point Protocol*), DOCSIS, Wi-Fi i Bluetooth, a od mrežnih uređaja most (*bridge*) i komutator (*switch*).

Mrežni sloj (*network layer*, N-L) omogućava transparentan prenos podataka između entiteta transportnog sloja. Njegova najznačajnija funkcija je rutiranje, ali – obratite pažnju – najznačajniji protokol ovoga sloja, IP (*Internet Protocol*) nije protokol rutiranja! Poznati protokoli rutiranja su RIP (*Routing Information Protocol*), OSPF (*Open Shortest Path First*), BGP (*Border Gateway Protocol*) i IS-IS (*Intermediate System to Intermediate System*). Mrežni sloj je najviši sloj koji je implementiran u međusistemima; najznačajniji mrežni uređaj trećeg sloja je ruter (*router*).

Transportni sloj (*transport layer*, T-L) nadgleda i kontroliše prenos između krajnjih korisnika (*end-to-end*), jer je implementiran samo u krajnjim sistemima. On entitetima sesije pruža pouzdan i transparentan prenos podataka; takođe može detektovati i ispravljati greške, upravljati protokom i kvalitetom servisa (QoS – *Quality of Service*). Poznati protokoli transportnog sloja su TCP (*Transmission Control Protocol*) i UDP (*User Datagram Protocol*). Dok je prvi pouzdan i konektivan, drugi je sve suprotno – nepouzdan i nekonektivan. Zašto se onda ipak koristi, sigurno se pitate, a ja Vam odgovaram – zbog jednostavnosti i brzine rada.

Sloj sesije (*session layer*, S-L) uspostavlja i održava sesiju između aplikacija na predajnoj i prijemnoj strani. On povezuje i razdvaja entitete prezentacije, tako što razmenjuje podatke o uspostavljanju komunikacije, održava komunikaciju aktivnom, ponovo ju uspostavlja u slučaju prekida i na kraju ju okončava. Neki od njegovih protokola su PPTP (*Point-to-Point Tunneling Protocol*), RTP (*Real-time Transport Protocol*), RTSP (*Real Time Streaming Protocol*) i RTCP (*RTP Control Protocol*).

Sloj prezentacije (*presentation layer*, P-L) obezbeđuje nezavisnost aplikacionih procesa od sintakse. On kodira i konvertuje podatke, komprimuje ih pri slanju, a dekomprimuje na prijemu; takođe ih šifrira (enkriptuje) i dešifrira (dekriptuje). Ne mogu mu se pridružiti protokoli u užem značenju, već, npr. kodne tabele.

TERMINOLOŠKA NAPOMENA

Kompresor *komprimuje* i na izlazu daje *komprimovani* signal.

Sloj aplikacije (*application layer*, A-L) aplikaciji pruža servise za pristup OSI okruženju (API – *application programming interface*). Protokoli ovoga sloja su, na primer, Telnet, FTP (*File Transfer Protocol*), SMTP (*Simple Mail Transfer Protocol*), POP3 (*Post Office Protocol 3*), HTTP (*Hypertext Transfer Protocol*), SIP (*Session Initiation Protocol*), SNMP (*Simple Network Management Protocol*), DHCP (*Dynamic Host Configuration Protocol*) i DNS (*Domain Name System*).

Za kraj ovoga pregleda, navešću da TCP/IP model ima veliki praktični značaj, dok mu teorijska utemeljenost nije jača strana; on je, naime, pisan tako da ozvaniči faktičko stanje. OSI model, s druge strane, ima veliki teorijski i mali praktični značaj; naročito je problematičan njegov sloj prezentacije.

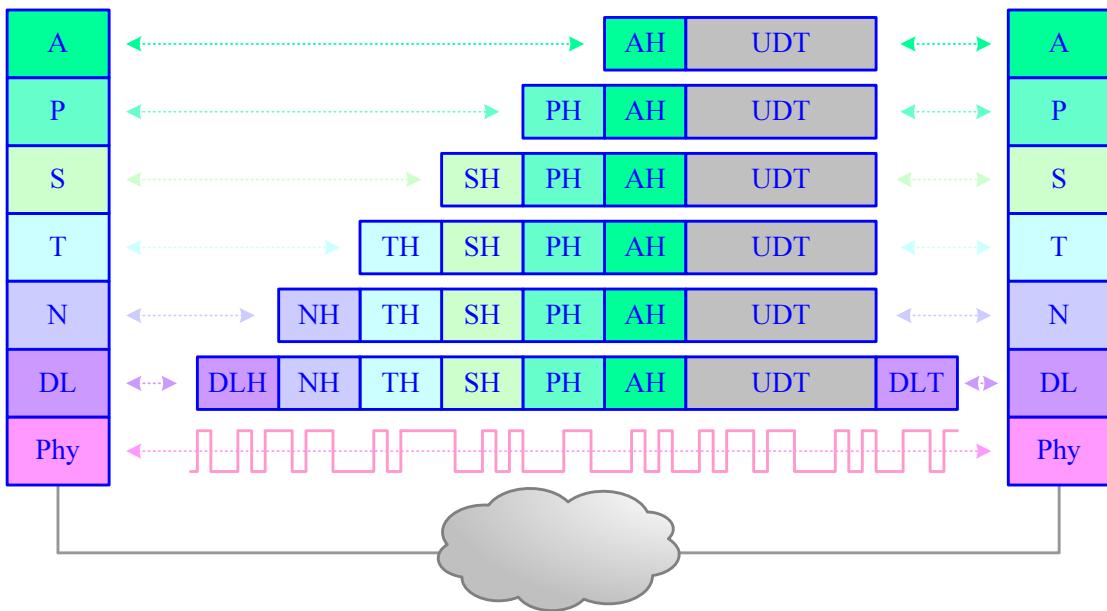
Pre prelaska na narednu temu, pozvao bih Vas, draga čitateljko ili dragi čitaoče, da na ovome [linku](#) pogledate kako izgledaju pregledno prikazane relacije između nekih protokola.

Enkapsulacija: Videli smo da je cilj slojevite dekompozicije stvoriti transparentnu strukturu u kojoj će se prenos jedinica podataka realizovati korišćenjem servisa nižeg sloja. Šta to konkretno znači: viši sloj ima spreman paket za slanje, koji predaje nižem. Za njega taj paket nije ništa više nego posao koji treba obaviti, to jest blok podataka koji treba preneti, dok mu je značenje sadržaja toga paketa – gde mu je zaglavlje, a gde korisni sadržaj, te, na primer, nosi li potonji informaciju o videu, ili boji teksta – potpuno strano. Zapamtite: ukoliko je struktura transparentna, entitet jednog sloja nema načina da „uđe“ u značenje podataka koje dobija od sloja ispod ili iznad sebe. Sve što ga zanima je to da je dobio izvesnu količinu njemu nerazumljivih podataka za poznatog primaoca i on će se, saglasno svojim funkcionalnostima, potruditi da ih isporuči.

Enkapsulacija ili učaurivanje protokola podrazumeva da se jedinica podataka protokola višeg sloja suštinski neizmenjeno – uz moguće segmentiranje i ponovno objedinjavanje – i transparentno prenosi u polju korisnog sadržaja protokola nižeg sloja koji mu pruža servis. Ovo je ilustrovano na slici 3.3. Korisnički podaci (UDT – *user data*) najpre se pakuju u polje korisnog sadržaja paketa aplikacionog sloja, koji im dodaje svoje zaglavlje. Procedura se ponavlja na svakom nižem sloju, a u skladu s napomenom koju, siguran sam, niste zaboravili, začelje se dodaje samo na sloju linka podataka.

Na fizičkom sloju postoji nestrukturirana povorka bita koji se prenose kroz sredinu za prenos i međusisteme; ovo je fizička komunikacija, dok je logička komunikacija entiteta parnjaka na slici naznačena horizontalnim strelicama.

Enkapsulacija protokola može se posmatrati u slobodnom softverskom alatu [Wireshark](#). Ohrabrujem Vas da ga instalirate i isprobate.



Slika 3.3: *Uz objašnjenje enkapsulacije protokola.*

ISPITNA PITANJA:

Uporedite funkcionalnosti podsloja kontrole logičkog linka i transportnog sloja. Jesu li one udvojene?

Upišite nazine pojmove na koje se odnose sledeće definicije:

- Sloj koji je davalac servisa sloju sesije,
- Najviši sloj OSI referentnog modela koji može postojati u međusistemima,
- Najznačajnija funkcionalnost mrežnog sloja,
- Usaglašavanje brzina rada predajnika i prijemnika.

Je li sledeća tvrdnja tačna, ili ne?

- U OSI terminologiji, ($N + 1$)-sloj je korisnik N -servisa.

4. Fizički sloj

Fizički sloj pruža sredstva za prenos elektromagnetskih signala između međusistema i krajnjih sistema.

Fizička ograničenja: Kako fizički sloj predstavlja sistem za prenos, kod njega je naročito izražen uticaj ograničenja koje nameću fizički zakoni. Idealan sistem prenosa – koji bi bio linearan i čija bi amplitudska karakteristika bila konstantna, a fazna linearna funkcija frekvencije – nije ostvariv, ne zato što se ne trudimo dovoljno, već zato što bi bio nekauzalan i imao prediktorska svojstva. Ono čime raspolažemo su realni sistemi, koji – u radnom režimu u kome su linearni – unose amplitudska i/ili fazna izobličenja; sasvim je moguće da u nekim radnim režimima neće biti linearni, pa će ispoljiti pojavu nelinearnih izobličenja, harmonijskih ili intermodulacionih. Dalje, u svakom realnom sistemu deluje šum i to ne samo termički, već i na primer šum preslušavanja i impulsni šum. Pažljivim projektovanjem sistema ove se nesavršenosti samo mogu redukovati do fizičke granice, a nipošto ne i ukinuti. Na primer, hlađenjem pojačavača može se smanjiti njegov sopstveni šum, ali se on nikada ne može anulirati, jer bi to podrazumevalo hlađenje sklopa na absolutnu nulu, kada prestaje svako kretanje, pa i usmereno kretanje nanelektrisanja, te bi tako ohlađeni pojačavač bio neupotrebljiv za prenos signala.

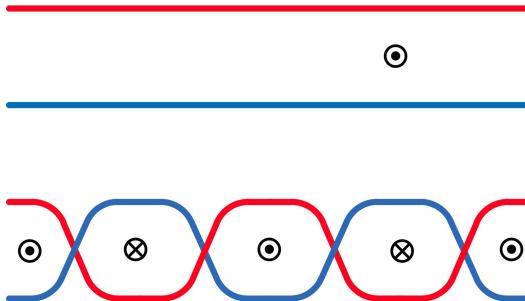
Fizički nam je sloj, dakle, nametnut; tu je, takav kakav je, treba da ga upoznamo i iskoristimo za svoje potrebe. Ako ste se sada, draga čitateljko ili dragi čitaoče, onemogućili, odmah će Vas umiriti. Zadatak protokola viših slojeva biće da kompenzuju nesavršenosti fizičkog sloja; u suprotnom, kada bi sve bilo idealno, prenos poruka i umrežavanje bili bi trivijalni, te ne bi bilo posla za inženjerke i inženjere telekomunikacija.

Sredine za prenos: U telekomunikacionim mrežama se koriste dve velike grupe sredina za prenos ili medija: u prvoj se primenjuje vođena (*guided*) propagacija elektromagnetskih talasa, a u drugoj nevođena (*unguided*).

Sredine s vođenom propagacijom su pogodne za realizaciju linkova „tačka-tačka”; primjeri su kablovi (ili kabeli) s bakarnim provodnicima i talasovodi. Vazdušni vodovi, koji su se koristili za prenos TT (telegrafsko-telefonskih) signala i koji su čest prizor u starim filmovima, prevaziđeni su.

Telekomunikacioni kablovi s provodnicima mogu biti u vidu kablova s upredenim provodnicima i koaksijalnih kablova.

Zašto se provodnici upredaju? Odgovor pruža slika 4.1. Na njenom gornjem delu, dat je neupredeni dvožični vod. Pod uticajem stranog polja, u njemu će se indukovati elektromotorna sila smetnje.



Slika 4.1: Uz objašnjenje upredanja provodnika.

Ako se sad provodnici upredu, kao na donjem delu slike, formiraće se „okca” u kojima će se opet indukovati elektromotorne sile, ali manjeg intenziteta, koje će uz to u susednim „okcima” biti suprotnih znakova. Zbog toga bi rezultantna smetnja na kraju kabla trebalo da bude manja nego u slučaju bez upredanja. Upredanje je, dakle, jednostavan i jeftin način za poboljšanje elektromagnetske kompatibilnosti voda. Nemojte misliti da je i jedini, ima ih i boljih i skupljih.

Upredena „parica” prikazana je na slici 4.2.



Slika 4.2: Upredena parica.

TERMINOLOŠKA NAPOMENA

Naziv *parica* nema veze s novcem, već označava par (izolovanih) provodnika.

Kabeli s upredenim provodnicima koriste se za realizaciju fiksnih pristupnih mreža (npr. u POTS), kao i za telekomunikacione instalacije (npr. interfonsku). Veoma značajnu primenu imaju i u realizaciji lokalnih računarskih mreža. Po i dalje aktuelnom nacionalnom standardu – koji je odavno ušao u svoju petu deceniju – oznaku kabela sačinjavaju osnovna oznaka, oznaka konstrukcije jezgra i dopunske oznake, po sledećoj shemi:

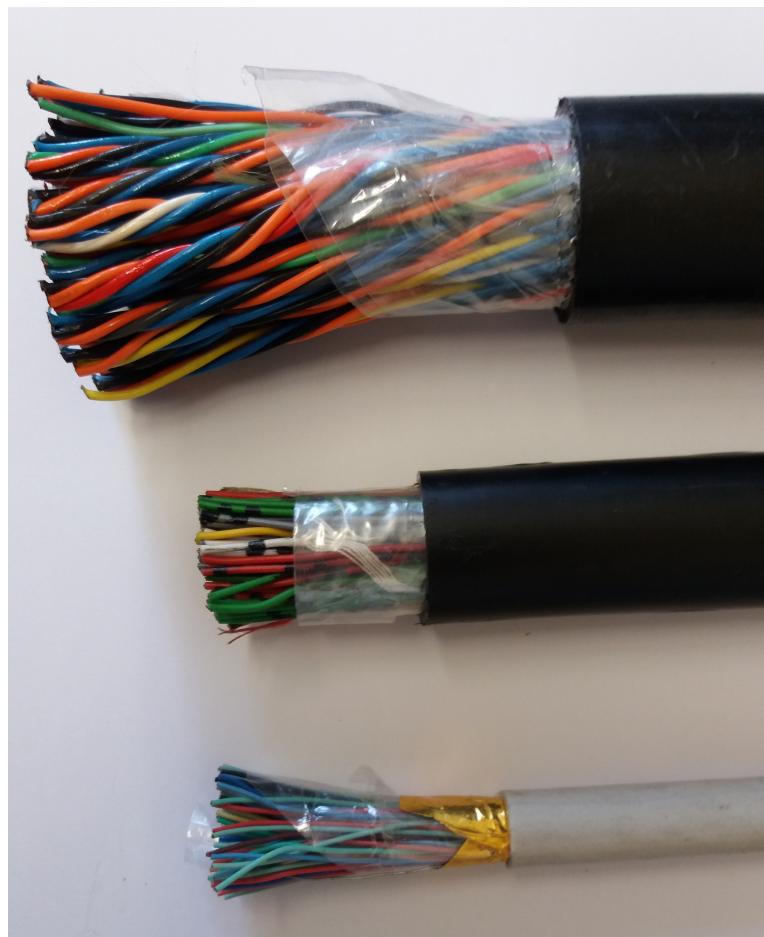
Ts bb n×e×D s.

Osnovna oznaka se sastoji od grupe slova i brojeva ($T\ s\ b\ b$). Prvi simbol oznake je slovo „T”, koje govori da se radi o telekomunikacionom kabelu. Potom sledi još jedno slovo (s), koje objašnjava namenu kabela (na primer: I – instalacioni, K – pretplatnički, Z – završni itd). Dva broja ($b\ b$) opisuju vrstu izolacije provodnika i vrstu omotača, na primer: 20 – zajednička izolacija i omotač od PVC (polivinilchlorid) mešavine, 33 – polietilen (PE)/polietilen, 59 – *foam-skin* PE/slojeviti omotač.

Oznaka konstrukcije jezgra kabela sadrži broj osnovnih elemenata u kabelu (kapacitet, n), način upredanja provodnika (e) – 2 za paricu, 4 za četvorku, te prečnik provodnika kabela u milimetrima (D) – na primer, $100 \times 4 \times 0.4$.

Dopunske slovne oznake služe da bliže odrede konstruktivno-električne karakteristike i mogu se nalaziti iza osnovne oznake ili iza oznake konstrukcije jezgra kabela. Na primer, slovo M označava kabel ispunjen hidrofobnom masom, a slovo U samonoseći kabel.

Najveću primenu ovi su kabeli imali u fiksnim telefonskim mrežama; čuvena plavo-bela „parica” sa slike 4.2 ima oznaku TI 20 1 × 2 × 0,5. Još dva pretplatnička kabela i jedan završni prikazani su na slici 4.3.



Slika 4.3: Primeri kabela koji se koriste u fiksnoj telefonskoj mreži.

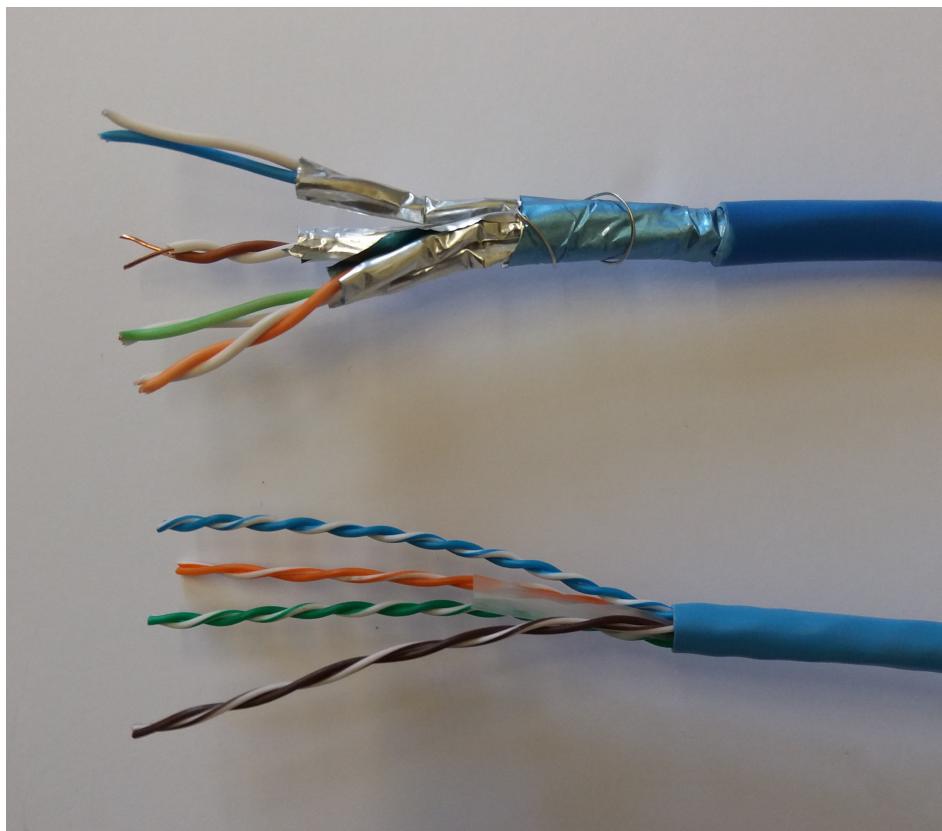
Danas se kabeli s upredenim provodnicima – konkretno paricama – koriste za realizaciju pasivne infrastrukture LAN. Označavanje takvih kabela, prema kategorijama kvaliteta, odstupa od prethodno date sheme, a navedeno je u tabeli 4.1.

Tabela 4.1: Kategorije kabela za LAN.

	Cat. 3	Cat. 5	Cat. 5E	Cat. 6	Cat. 7
B [MHz]	16	100	100	200	600
kabel	UTP	UTP, F/UTP	UTP, F/UTP	UTP, F/UTP	F/FTP, S/FTP

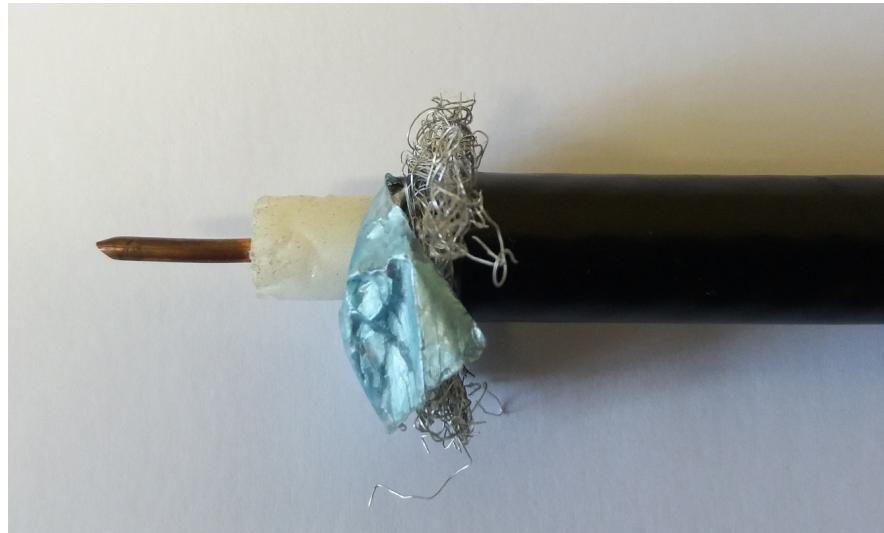
U gornjoj tabeli, B označava širinu propusnog opsega, dok su UTP, F/UTP, F/FTP i S/FTP oznake konstrukcije kabela i to redom: kabel s neoklopljenim upredenim paricama (*unshielded twisted pair*), kabel s upredenim paricama i ekranizacijom u vidu folije (*foil-screened twisted pair*), kabel s upredenim paricama, u kome je najpre svaka pojedinačna parica obmotana provodnom folijom, a potom i ceo kabel ekranizovan folijom (*foil-screened, foil-shielded twisted pair*) i kabel s upredenim paricama, u kome je najpre svaka pojedinačna parica obmotana provodnom folijom, a potom i ceo kabel ekranizovan žičanim opletom (*screened foil-shielded twisted pair*).

Pozivam Vas, draga čitateljko ili dragi čitaoče, da proverite razumevanje ovoga teksta tako što ćete prepoznati o kojim se tipovima kabela radi na slici 4.4.



Slika 4.4: Primeri kabela za LAN.

Koaksijalni kabl (slika 4.5) pamtite s Osnova elektrotehnike 1. U ovakvoj strukturi, jedan provodnik (unutrašnji) okružen je drugim (spoljašnjim), što doprinosi njenoj elektromagnetskoj kompatibilnosti, po cenu veće cene i gabarita.



Slika 4.5: Koaksijalni kabl RG-11.

Koaksijalni kablovi danas se u telekomunikacijama koriste u televiziji (karakteristična impedansa 75Ω), i laboratorijskoj i radiotehnici (50Ω); njihova primena u sistemima prenosa i okosnicama smatra se prevaziđenom.

TERMINOLOŠKA NAPOMENA

Strogo gledano, treba razlikovati koaksijalne parice i koaksijalne kablove. Danas se isključivo koriste jednoparični koaksijalni kablovi, dok su višeparične potisnuli optički kablovi.

Klasični talasovodi se u mrežama koriste na kratkim rastojanjima, prvenstveno za prenos signala većih snaga u emisionim uređajima ili postrojenjima.

Dielektrični talasovodi, poznati kao optička vlakna, danas su dominantna tehnologija za realizaciju sistema prenosa. U poređenju s koaksijalnim kablovima, kablovi s optičkim vlnama (slika 4.6) za isti spoljašnji gabarit imaju daleko širi propusni opseg, manje slabljenje (naročito imajući u vidu radnu frekvenciju), te se odlikuju izuzetnom elektromagnetskom kompatibilnošću.

Sredine s nevođenom propagacijom koriste radio-prenos. U odnosu na prethodno razmatrane opcije, radio-komunikacija se može brže uspostaviti – nema potrebe za iskopavanjem kanala ili opsežnim građevinskim radovima, a i sama sredina za prenos već je prisutna. Radio-kanal je inherentno širokodifuzni, jer će signal biti dostupan svim prijemnicima koji se nalaze unutar zone pokrivanja. Takođe je i nepostojan, jer su u njemu najizraženiji stohastički efekti poput šumova i uticaja atmosfere. Jedna od laboratorijskih vežbi s predmeta Telekomunikaciona merenja pokazuje da čak i uobičajene



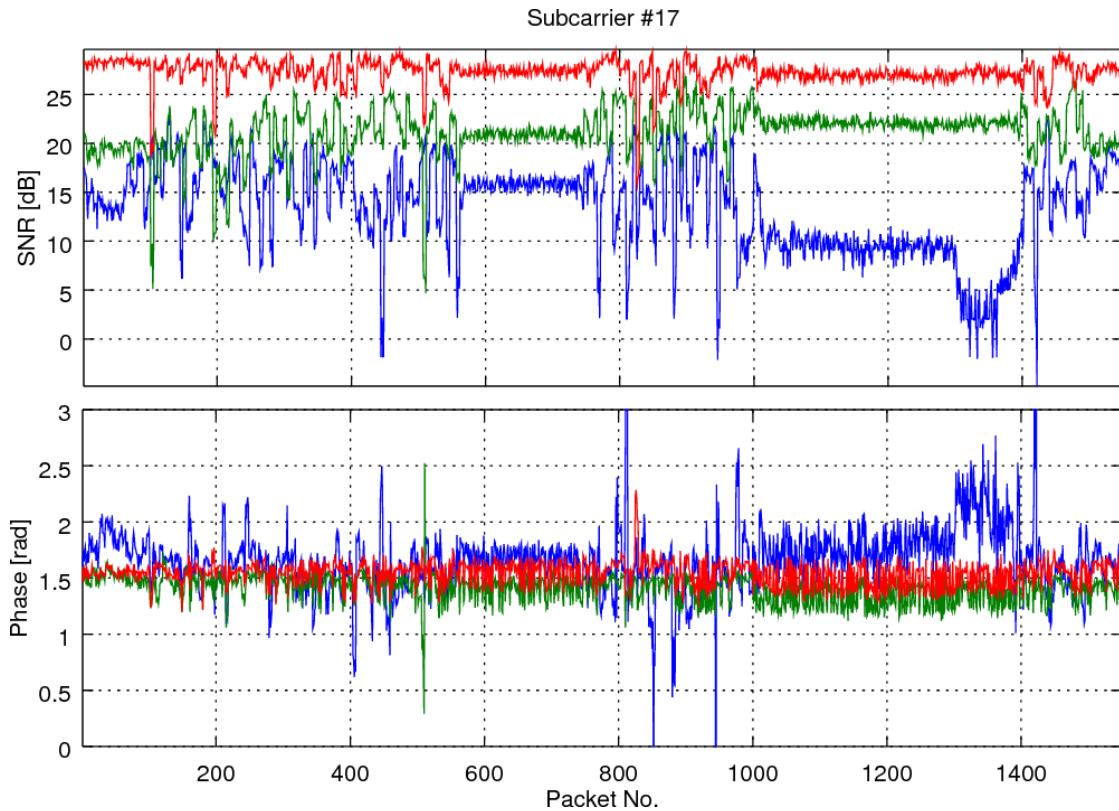
Slika 4.6: Optički kablovi.

aktivnosti – hodanje, stajanje, sedenje – unose vidljive promene u karakteristike signala Wi-Fi mreže u prostoriji, što možete videti sa slike 4.7.

Prikaz sredina za prenos čemo završiti osvrtom na brzinu propagacije, odnosno prostiranja signala u njima; strogo gledano, radi se o tzv. grupnoj brzini. Za radio-kanal, ona je jednaka brzini prostiranja elektromagnetskih talasa i, u atmosferi, veoma približno iznosi c . Što se tiče kablova, zanimljivo je da je ona za materijale koji se danas koriste za njihovu izradu približno jednak za sve – one s upredenim provodnicima, koaksijalne i optičke – i da iznosi oko $\frac{2}{3}c$.

TERMINOLOŠKA NAPOMENA

U javnosti se pojam *brzine* često pogrešno koristi; na primer, govori se o *brzini interneta* ili o *brzini prenosa podataka*. Ono na šta se zapravo misli je *protok (throughput)*. Izraz „visokoprotočni internet“ svakako bi bio terminološki pravilniji, ali nisam siguran da bi imao zapažen reklamni efekat.

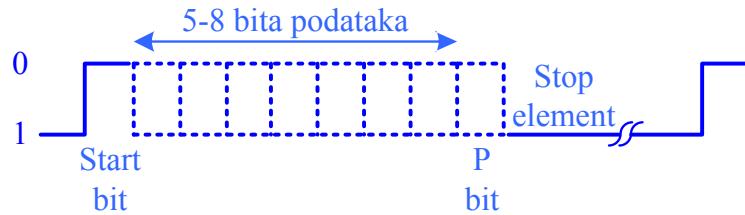


Slika 4.7: Ilustracija stohastičke prirode radio-kanala.

Napraviću sada mali iskorak ka sloju linka podataka.

Vrste prenosa: Signal takta posebno se ne prenosi do odredišta, jer bi u liniji kojom se prenosi signal podataka indukovao jake smetnje (tzv. preslušavanje – *crosstalk*). Umesto toga, takt se na prijemu izdvaja – ekstrahuje – iz pristigle sekvene, te se prijemni generator takta po frekvenciji i fazi usklađuje – sinhronizuje – s predajnim.

U zavisnosti od toga koliki je stepen ove sinhronizacije, prenos bita može biti asinhroni i sinhroni. Kod prvog, odstupanja su značajna, pa se prenose kratki blokovi podataka (slika 4.8).



Slika 4.8: Uz objašnjenje asinhronog prenosa.

Standardno se primenjuje invertovana (negativna) logika, u kojoj se logička nula predstavlja visokim, a jedinica niskim naponskim nivoom. Blok podataka počinje jednim start bitom („0”), iza koga sledi pet do osam bita korisnih podataka. Bit provere parnosti (*parity check*) ili paritetni bit je opcion; ukoliko se koristi, može biti stalno „0”

(space), stalno „1” (mark), „1” tako da ukupan broj bita „1” među korisnim podacima i paritetnom bitu bude paran (*even*) ili „1” tako da on bude neparan (*odd*). Na kraju sledi stop element, koji se sastoji od bita „1” trajanja jednog, jednog i po ili dva bitska intervala.

Asinhroni prenos se koristi kod računarske sprege RS-232 (slika 4.9). Najčešći parametri su: protok 9600 b/s, osam bita korisnih podataka, bez paritetnog bita, jedan stop bit (8-N-1).



Slika 4.9: Sprega RS-232.

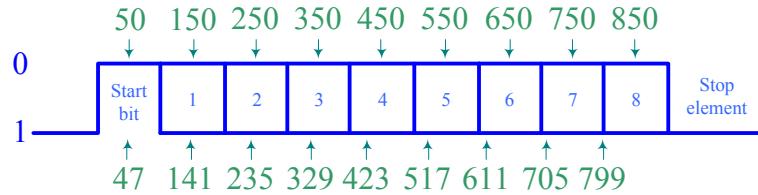
Kod sinhronog prenosa, kvalitet generatora takta značajno je veći, pa se mogu prenositi duži blokovi podataka. Njihova tipična struktura, ilustrovana na slici 4.10, u suštini odgovara strukturi paketa.

Fleg (8 b)	Kontrolna polja	Podaci	Kontrolna polja	Fleg (8 b)
---------------	--------------------	--------	--------------------	---------------

Slika 4.10: Format podataka pri sinhronom prenosu.

Preskok: Razmotrimo kakve veze ima sinhronizacija s dužinom bloka podataka koji se prenosi. Bez umanjenja opštosti, posmatraćemo asinhronu komunikaciju s osam korisnih bita i bez provere pariteta, kao na slici 4.11.

Neka je trajanje bitskog intervala 100 jedinica vremena. Ako se uzorci signala na prijemu uzimaju na sredini bitskog intervala, trenuci uzorkovanja trebalo bi da budu 50,



Slika 4.11: Uz analizu preskoka.

150, 250... kao što to pokazuju gornje oznake na slici. Neka sad prijemni generator takta „brza”, tako da je trajanje njegovog bitskog intervala 94 jedinice vremena. Uzorci će se uzeti u trenucima na koje ukazuju donje oznake – 47, 141, 235 itd. Ovo ne predstavlja problem sve dok se doista uzima uzorak „ispravnog”, odnosno tekućeg bita, ali uočite da se trenutak uzorkovanja sve više približava početku bitskog intervala (greška se akumulira), pa će se sedmi bit korisnih podataka (a osmi preneseni) očitati dvaput. Ova pojava ponovljenog čitanja ili ispuštanja bita usled neusaglašenosti taktova na predaji i prijemu naziva se preskokom (*bit slip*).

Pošto greška sinhronizacije ima kumulativno dejstvo, jasno je da ako se poslednji bit bude ispravno očitao, to će važiti i za sve prethodne. Neka se prenosi blok od k bita; neka je, dalje, trajanje bitskog intervala (odnosno period takta) na predaji T_T , a na prijemu T_R . Trajanje poslednjeg, kritičnog, bita je od $(k - 1)T_T$ do kT_T . Na prijemu, on se očitava u trenutku $(k - \frac{1}{2})T_R$. Sve dok bude važilo

$$(k - 1)T_T \leq \left(k - \frac{1}{2}\right) T_R \leq kT_T$$

do preskoka neće doći. Ako su poznati periodi (ili frekvencije) takta na predaji i prijemu, odavde se može izračunati maksimalna dužina bloka koja se može preneti bez pojave preskoka.

Razgraničenje: Blokovi podataka na slici 4.10 uokvireni su ili razgraničeni flegovima (*flags*); to su najčešće sekvene 0111 1110. Pitanje je šta bi se desilo kada bi se u polju korisnih podataka pojavila upravo ta sekvenca. Odgovor je jasan: prijemnik je logički automat koji slepo izvršava algoritam; za njega, pojava flega označava kraj bloka, te bi on – algoritamski ispravno, ali suštinski pogrešno – zaključio da se blok na tome mestu završava. Kako se ovo može razrešiti? Prvo što bi nam moglo pasti na pamet je da zabranimo sekvencu 0111 1110 na predaji, to jest da ona bude rezervisana za razgraničenje. Ovo ne bi bilo dobro, jer bi postojanje zabranjenih kombinacija narušilo princip transparentnog prenosa. Ono što se koristi je tehnika umetanja bita (*bit stuffing*) ili simbola (*character stuffing*). Po prvoj, detektuje se pojava sekvence koja se sastoji od nule i pet jedinica, te se na predaji pete jedinice umeće nula:

$$0111\ 11 \rightarrow 0111\ 11\ 0.$$

Na prijemu, nula koja sledi iza pete jedinice se sistematski izbacuje.

Ukoliko ste pažljivo pratili ovo izlaganje, sada ćete se zapitati šta se radi u slučaju kada je originalna sekvenca 0111 1110, hoće li se „prava” nula izbaciti na prijemu i tako

pokvariti sekvenca? Odgovor je – neće, jer algoritam treba dosledno primeniti. Na predaji se broje jedinice i nakon svake pete, bez obzira na to šta sledi, preventivno se umeće nula; na prijemu, izbacuje se nula posle svake pete jedinice. Dakle, ako je originalna sekvenca bila 0111 110, preneće se 0111 1100, a rekonstruisati 0111 110:

$$0111\ 110 \rightarrow 0111\ 1100 \rightarrow 0111\ 110$$

i tako dalje.

Kod umetanja simbola, primenjuje se isti rezon, samo se umesto bita „0” umeće takozvani *escape* simbol, <ESC>.

ISPITNA PITANJA:

Objasnite pojavu preskoka i izvedite uslov da do njega ne dođe.

Upišite nazine pojmove na koje se odnose sledeće definicije:

- Kablovi s upredenim paricama, u kojima je najpre svaka pojedinačna parica obmotana provodnom folijom, a potom i sve one zajedno žičanim opletom,
- Ispuštanje ili ponovljeno čitanje bita usled neusaglašenosti taktova na predaji i prijemu.

PREPORUČENI ZADACI IZ ZBIRKE:

1.4–7

5. Telekomunikacione instalacije

Telekomunikacione instalacije su sve električne instalacije koje nisu u neposrednoj funkciji prenosa ili upotrebe električne energije. Konkretno, u njih spadaju:

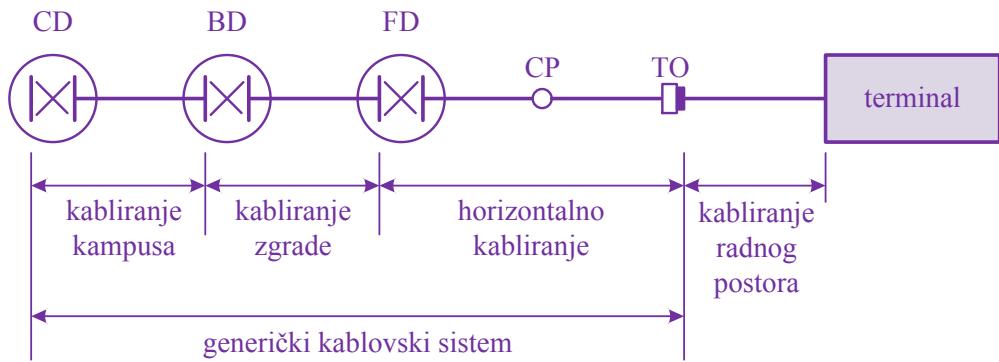
- instalacije telefona (fiksnog, naravno), televizije i računarske mreže, koje su se nekada izvodile zasebno, a sada se realizuju u vidu zajedničkog strukturnog kabliranja,
- instalacije u funkciji zaštite, npr. protivpožarne, protivprovalne, od neovlašćenog ulaska, otrovnih gasova itd,
- instalacije u funkciji upravljanja procesima u industriji,
- instalacije za podršku koncepta pametne kuće (*smart home*),
- instalacije u medicinskim ustanovama – za podršku dijagnostici, terapiji i monitoringu pacijenata.

TERMINOLOŠKA NAPOMENA

U upotrebi su i arhaični izrazi *instalacije slabe struje* i *TT instalacije*.

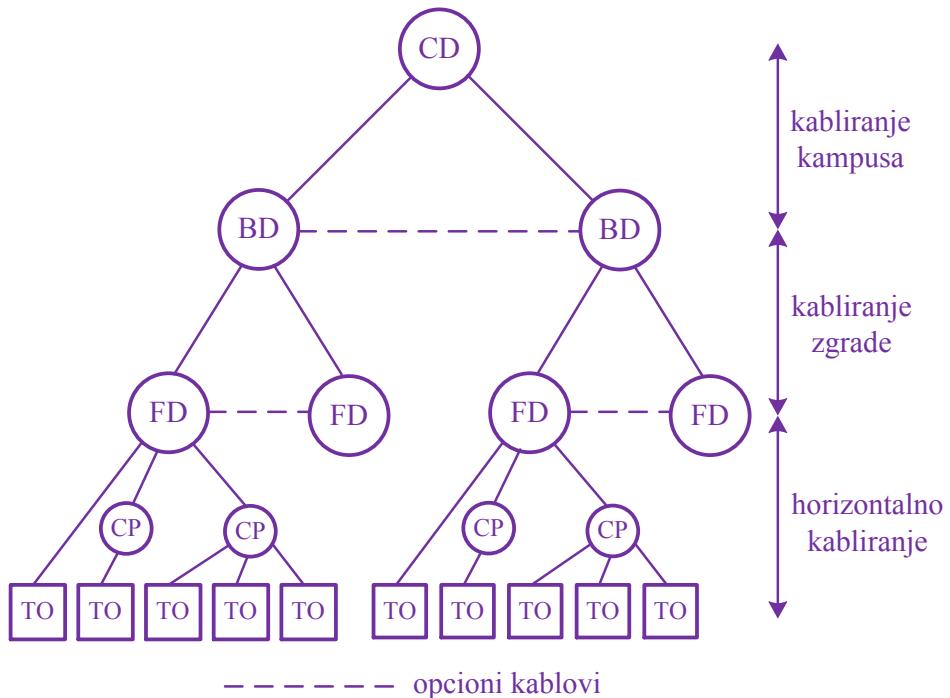
Generički kablovski sistem: Standardom ISO/IEC 11801 opisan je generički ili strukturni kablovski sistem (GKS). Kao i kod standardizacije protokola, i ovde je cilj postići interoperabilnost – traži se da topologija mreže i komponente sistema ne zavise od proizvođača uređaja koji se priključuju, tako da zamena uređaja bude moguća bez intervencija na instalaciji. Drugim rečima, instalacija treba da bude univerzalna i standardizovana, tako da se na nju može priključiti svaki jednako standardizovani uređaj.

Struktura generičkog kablovskog sistema data je na slici 5.1. Razlikuju se kabliranje (razvod) kampusa (CD, *campus distribution*), zgrade (BD, *building distribution*), te horizontalno kabliranje (spratni razvod – *floor distribution*, FD). U generički kablovski sistem spadaju još i opcionalna tačka konsolidacije (*consolidation point*, CP) i obavezna terminalska utičnica (TO – *terminal outlet*), od koje se nastavlja kabliranje radnog prostora.



Slika 5.1: Struktura generičkog kablovskog sistema.

Sistem je hijerarhijski organizovan: na njegovom vrhu je kabliranje kampusa, potom sledi kabliranje zgrade, pa horizontalni razvod, da bi na najnižem nivou bile terminalske utičnice (slika 5.2). U cilju povećanja redundanse, dopušta se postojanje poprečnih veza.



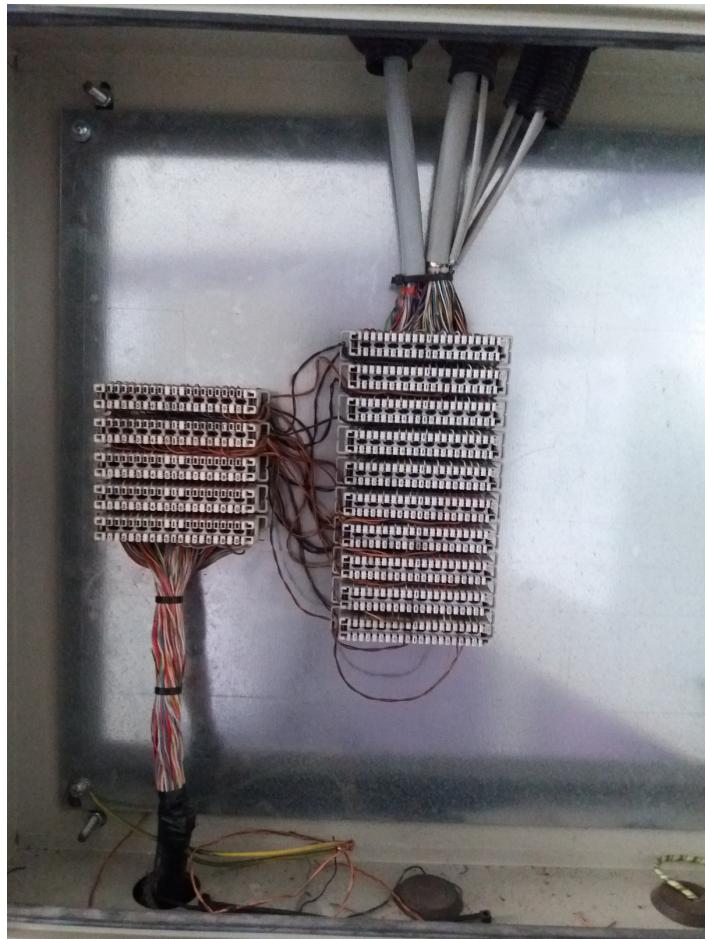
Slika 5.2: Hijerarhijska organizacija generičkog kablovskog sistema.

Naročitu pažnju standard posvećuje pitanju smeštaja opreme u zgradama. Preporučuje se da to bude u zasebnoj telekomunikacionoj prostoriji, a ako to nije moguće, u zajedničkom delu zgrade, tako da se ne ometa njegovo korišćenje, a da se neovlašćenim licima onemogući pristup.

Elektronska komunikaciona mreža zgrade: Po važećim [nacionalnim propisima](#), elektronska komunikaciona mreža (EKM) predstavlja deo infrastrukture zgrade. Navodi se da ona svim zainteresovanim operatorima treba omogućiti pristup uz ravnopravne i nediskriminatorne uslove; takođe, svim krajnjim korisnicima treba omogućiti slobodan izbor operatora, te korišćenje ICT (*Information and Communication Technologies*

– informacione i komunikacione tehnologije), BCT (*Broadcast Communication Technologies* – difuzne komunikacione tehnologije) i, opcionalno, CCCB servisa (*Command and Control Communications in Building* – komunikacije upravljanja i kontrole u zgradama).

Slika 5.3 prikazuje razvodni orman telefona u mojoj zgradi. Levo je crni preplatnički kabl, koji se završava na regleti. Sivi instalacioni kablovi, desno, povezuju pojedine stanove sa svojim regletama. Prespajanjem dveju regleta, stanovi se povezuju na javnu telefonsku mrežu; zasigurno uočavate da tu mogućnost mnogi stanari nisu iskoristili.



Slika 5.3: *Razvodni orman telefona u stambenoj zgradi.*

Ukoliko bi u zgradu „ušao“ konkurenčki operator, svoj preplatnički kabl bi u ovom ormanu završio novom regletom, u prostoru koji je ostavljen zdesna. Stanarima koji bi se opredelili za njegove usluge, pripadajuće polje na korisničkoj regleti bi se povezalo na regletu operatora. Primetimo, ipak, da ovaj scenario danas ne izgleda naročito verovatan, zbog tendencije opadanja broja korisnika klasične telefonije.

Pristup ICT servisima realizuje se posredstvom LAN kablova kategorije barem 5E – poželjno 6 – i TO (*telecommunication outlet*) utičnica; u praksi, to će biti 8P8C („RJ45“) utičnice za LAN (slika 5.4). Ukoliko postoji zasebna instalacija fiksног telefona, za nju će se koristiti TI kablovi i „western“ utičnice, 6P2C („RJ11“).



Slika 5.4: Utičnice i utikači 8P8C („RJ45”).

BCT servisi predstavljaju kablovsku televiziju; ova će se instalacija realizovati koaksijalnim kablovima RG-11 (vertikalni razvod – BD) i RG-6 (FD pa nadalje), uz BO (*broadcast outlet*) utičnice. Servisi za podršku koncepta „pametne zgrade” nisu posve standardizovani, pa će infrastruktura za njih zavisiti od izabranog dobavljača opreme.

Ono čemu ćete, draga čitateljko ili dragi čitaoče, zasigurno svedočiti u svojoj profesionalnoj karijeri biće prodor optičkih tehnologija do krajnjeg korisnika – FTTB (*fiber to the building*), FTTH (*fiber to the home*), FTTD (*fiber to the desk*).

U slučaju stanova, preporuke za projektovanje instalacija su sledeće:

- u radnim, spavaćim, dečjim sobama, dnevnim boravcima i trpezarijama, treba predvideti dve TO i jednu BO (slika 5.5),



Slika 5.5: Kombinacija BO + 2x TO.

- ako je barem jedna dimenzija ovih prostorija veća od 3,7 m, treba dodati još po jednu TO i BO,
- u kuhinjama, predsobljima i sličnim prostorijama, treba predvideti po jednu TO,
- ako se koriste CCCB servisi, u svakoj prostoriji treba predvideti barem jednu CO.

Da biste videli kako imaju propisa i prakse – nažalost – nije redak raskorak, pozivam Vas da prebrojite utičnice u svom stambenom prostoru i uporedite faktičko stanje s preporučenim.

Kod poslovnih objekata, zahtevi su nešto drugačiji:

- za standardno radno mesto treba predvideti barem dve utičnice, od kojih će barem jedna biti 8P8C; preporuka je da se predvide četiri,
- za prodajna mesta potrebne su četiri utičnice,
- u posebnim radnim prostorijama potrebno je ne manje od šest utičnica.

Kablovski distributivni sistemi: Sistemi u kojima se radijski i televizijski programi distribuiraju korisnicima po kablovskom mediju – koaksijalnom, optičkom ili po njihovoj kombinaciji – nazivaju se kablovskim distributivnim sistemima (KDS). Danas, ovim se sistemima pored distributivnih pružaju i servisi koji podrazumevaju dvosmerni prenos signala, kao što su to internet i fiksna telefonija.

TERMINOLOŠKA NAPOMENA

Kablovska televizija je jedan od servisa koji se nude u kablovskom distributivnom sistemu.

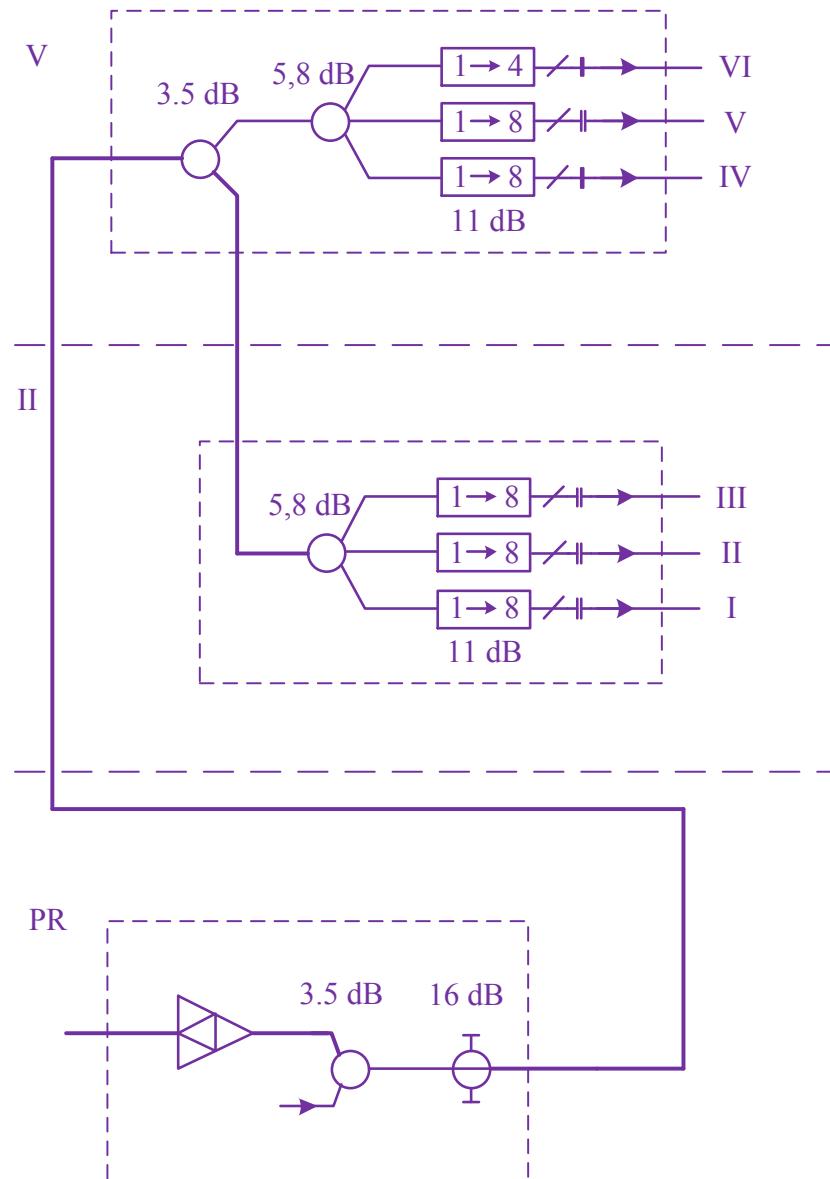
Topologija kablovskog distributivnog sistema je stablo (slika 1.14), dok se – obratite pažnju – u [domaćim propisima](#) koji uređuju ovu oblast ona naziva zvezdom (slika 1.13).

Dominantna tehnologija za realizaciju kablovskih distributivnih sistema je HFC (*hybrid fiber-coax*): signal se od glavne stanice operatora do optičkog čvora prenosi optičkim vlaknima; u optičkom čvoru se vrši elektrooptička konverzija i dobijeni električni signal potom se koaksijalnim kablovima distribuira (razvodi) do izlaznih priključnica (tipa BO) u objektima korisnika. I ovde se uočava tendencija približavanja optičkog segmenata krajnjem korisniku, pri čemu je danas finalni razvod – od poslednjeg pojačavača, do utičnice – i dalje koaksijalni.

Uređaji koji se koriste za realizaciju koaksijalnog dela mreže su: dvosmerni pojačavači (da bi se omogućili interaktivni servisi), razdelnici snage, koji kad im se obrnu ulaz i izlazi funkcionišu kao sabirači snage, odvodnici (ili otcepnci), prilagođeni završeci, DC blokade itd. Tradicionalno, vertikalni se razvod realizuje korišćenjem debljih kablova RG-11 koji imaju manje podužno slabljenje, dok su za spratni razvod namenjeni standardni tanki kablovi RG-6; primite k znanju da je ovo tradicija koja se prenosi usmenim inženjerskim predanjem, dok proračun pokazuje da je, imajući u vidu spratnost objekata u našoj sredini, razlika u ostvarenom slabljenju praktično beznačajna.

Prema standardu IEC/EN 60728, koji je usvojen i kao [nacionalni](#), za kablovsku distribuciju digitalnog televizijskog signala (DVB-C – *Digital Video Broadcasting - Cable*) i modulaciju 256-QAM, koja se koristi u mreži dominantnog domaćeg operatora, propisani nivo signala na utičnicama je od 54 dB μ V do 74 dB μ V.

Pogledajmo, za kraj lekcije, kako je realizovan kablovski distributivni sistem u mojoj zgradi. Njegovu jednopolnu shemu možete videti na slici 5.6.



Slika 5.6: Jednopolna shema KDS u stambenoj zgradici.

Debelim linijama označeni su kablovi RG-11, a tankim RG-6; isprekidani pravougaonici označavaju razvodne ormane, koji se nalaze u prizemlju, na drugom i petom spratu.

Signal ulazi u zgradu u prizemlju, prolazi kroz dvosmerni pojačavač i potom se sabira sa signalom video-nadzora; za potonje je primenjen razdelnik 1 → 2 koji unosi slabljenje od 3,5 dB, a koji je okrenut naopačke, tako da radi kao sabirač snage. Signali za dva

lokala u prizemlju odvajaju se odvodnikom koji signal na glavnom toku propušta s malim slabljenjem, a u svaki odvod unosi slabljenje od 16 dB. Zašto je primjenjen ovaj sklop, a ne razdelenik $1 \rightarrow 3$ – zato da bi se obezbedio propisani nivo signala. Nivo signala na izlazu pojačavača je visok; razdelenik ga ne bi dovoljno oslabio da u lokalima ne pređe propisanu gornju granicu, dok bi to isto slabljenje u grani za stanove bilo preveliko, pa bi nivo signala ovde pao ispod propisane donje granice. Zbog toga se koristi odvodnik, koji (ipak) malo slabi glavnu granu, a značajno dve bočne, za lokale. Pošto lokalni nisu zasnovali pretplatnički odnos s operatorom, njihovi izvodi na odvodniku zatvoreni su prilagođenim završecima, to jest karakterističnim impedansama od 75Ω .

Unutrašnjost razvodnog ormana u prizemlju vidi se na slici 5.7.



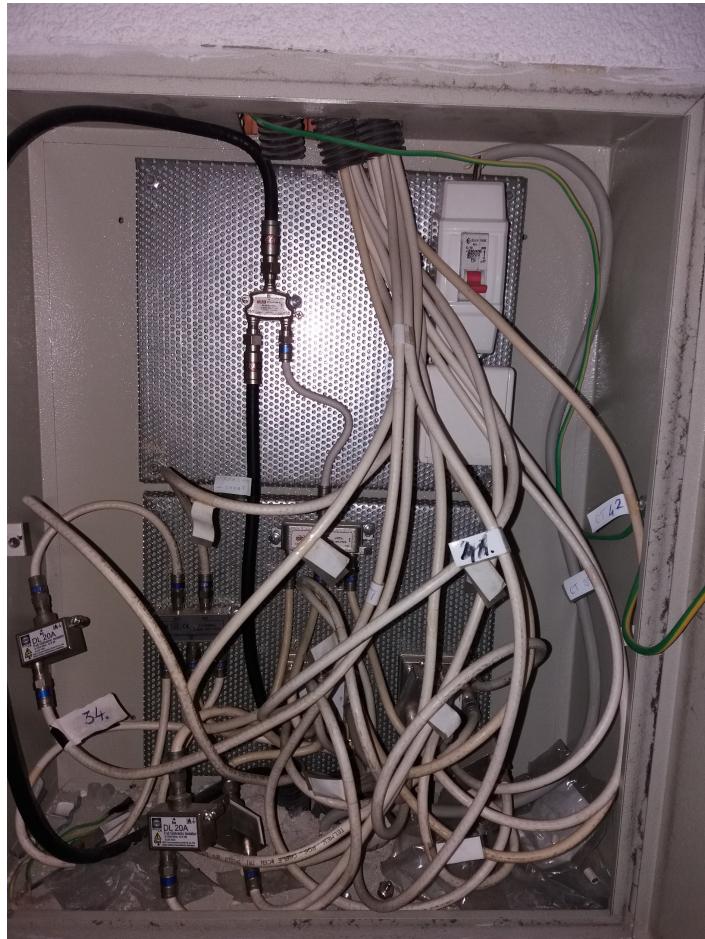
Slika 5.7: Razvodni orman KDS u prizemlju.

U gornjem levom uglu ormana je pojačavač; levi priključak je „ulaz”, a desni „izlaz” (u odnosu na TV signal, jer je prenos zapravo dvosmerni). Jasno se uočavaju debeli crni kablovi RG-11 i tanji beli RG-6, te priključak video-nadzora i odvodnik, s dva prilagođena završetka. Kablovi RG-6 u donjem desnom delu koji nisu spojeni vode do lokala.

U glavnoj grani, od odvodnika, signal se kablom RG-11 vodi do ormana na petom spratu, odakle se najpre deli na dve grane – jednu koja ostaje na petom spratu i

koja će, preko dvaju razdelenika $1 \rightarrow 8$ i jednog $1 \rightarrow 4$ pokriti stanove na četvrtom, petom i šestom spratu i drugu, koja se spušta na drugi sprat, odakle će preko triju razdelenika $1 \rightarrow 8$ pokriti niže spratove. Na svaki vod do stana priključuje se i blokada jednosmerne (DC) komponente signala, koja bi mogla da ošteti kako korisničke uređaje, tako i distributivni pojačavač.

Unutrašnjost razvodnog ormana na petom spratu vidi se sa slike 5.8. Pozivam Vas da proverite razumevanje gradiva tako što ćete na njoj identifikovati elemente s jednopolne sheme.



Slika 5.8: Razvodni orman KDS na petom spratu.

ISPITNA PITANJA:

Za stan čiji je tlocrt dat na slici, predložite potreban broj TO i BO utičnica. Koje biste kablove upotrebili za realizaciju pripadajućih instalacija?



Upišite naziv pojma na koji se odnosi sledeća definicija:

- Sistem u kome se radijski i televizijski programi distribuiraju korisnicima po kablovskom mediju.

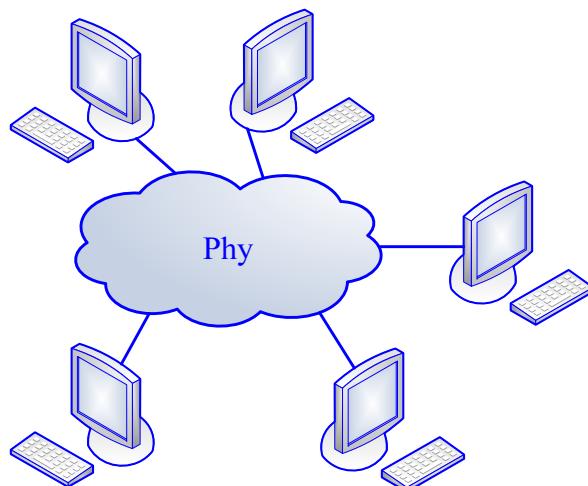
PREPORUČENI ZADATAK IZ ZBIRKE:

1.14

6. Kontrola pristupa sredini za prenos

Sredina za prenos u nekim je mrežama deljeni resurs; zadatak podsloja MAC je da koordinira njegovim korišćenjem.

Postavka problema: Posmatrajmo mrežu u kojoj stанице приступају zajedničkoj sredini za prenos, слика 6.1, као што је то на primer slučaj за топологију магистрале (слика 1.9).



Slika 6.1: *Uz objašnjenje problema s deljenjem sredine za prenos.*

Уколико би у датом тренутку биле активне две или више станица, дошло би до појаве судара (*collision*) – недозволеног „меšanja“ њихових сигналова на zajедниčкој средини за пренос.

Како организовати приступ средини за пренос када је она zajедничка? Одговор на то пitanje налазимо у животу. Ево шта каžу правила лепог понашања:

- Свакоме у групи мора се пружити прилика да говори.
- Уколико група има модератора, digni рuku kad будеш жеleo говорити. Sačekaj da dobiješ reč.
- U групи без модератора, слушај говорити ли већ неко, да му не bi upao u reč.
- Уколико будеш почео да причаš u isti mah s неким, izvini se i povuci.

Ovo ће уједно бити правила на којима – у различитој мери – почијавају MAC протоколи.

Idealni MAC protokol: Idealni protokol za kontrolu pristupa sredini za prenos trebalo bi da ima sledeće karakteristike:

- Kad samo jedna stanica ima okvir za slanje, na raspolaganje joj stavlja ceo kapacitet kanala, R ;
- Kad M stanica imaju spremne okvire, u proseku raspolažu kapacitetom R/M ;
- Protokol je decentralizovan – ne postoji arbitar, već se algoritam izvršava distribuirano u stanicama;
- Jednostavan je (i jeftin) za implementaciju.

Kao što već sasvim sigurno slutite, nije moguće odjednom ispuniti sve ove zahteve.

Klasifikacija: MAC protokoli koji se danas primenjuju mogu se svrstati u protokole s particioniranjem kanala, protokole sa slučajnim pristupom i protokole s čekanjem na red.

Particioniranje kanala (*channel partitioning*) je statički pristup rešavanju problema. Ovde se zajednički resurs deli na blokove – vremenske slotove kod TDMA (*time division multiple access*), frekvencijske kanale kod FDMA (*frequency division multiple access*), ili kodne sekvence kod CDMA (*code division multiple access*), koji se dodeljuju korisnicima. Raspoloživi kapacitet po korisniku stoga je fiksan i u startu ograničen na R/M .

Protokoli sa slučajnim pristupom (*random access*) uvode nadmetanje za resurs. Stanica koja emituje koristi kompletan kapacitet kanala, R . Ukoliko bude došlo do sudara, stanice koje su u njemu učestvovale ponovo će emitovati svoje okvire, što se naziva retransmisijom; da se sudar ne bi ponavljaо, ona se neće desiti odmah, već nakon slučajno izabranog vremena. Primeri protokola su ALOHA, *slotted ALOHA* i CSMA.

Protokoli s čekanjem na red (*taking turns*) pokušavaju da ostvare pravičan odnos R/M ukidanjem sudara, ali ne odbacuju dinamički pristup. Primeri su anketiranje (prozivanje) i protokoli sa žetonima.

ALOHA: Istoriski gledano, prvi protokol za višestruki pristup bila je ALOHA. Veoma je jednostavna: stanica koja ima okvir za slanje, poslaće ga ne obazirući se na druge. Ovo bez sumnje neće predstavljati problem za implementaciju, ali zato ne treba očekivati impresivne performanse.

TERMINOLOŠKA NAPOMENA

Protokol ALOHA razvio je tim istraživača s Univerziteta Havaja; odatle potiče njegov naziv.

Analiziraćemo sada performanse ALOHE. Označimo s T trajanje okvira. Neka je N broj korisnika (tj. stanica) u mreži i p verovatnoća da korisnik ima spreman okvir za slanje tokom intervala trajanja T .

Verovatnoća da će $n \geq 0$ korisnika pokušati da pristupe kanalu tokom intervala trajanja T data je binomnom raspodelom,

$$P(X = n) = \binom{N}{n} p^n (1-p)^{N-n}.$$

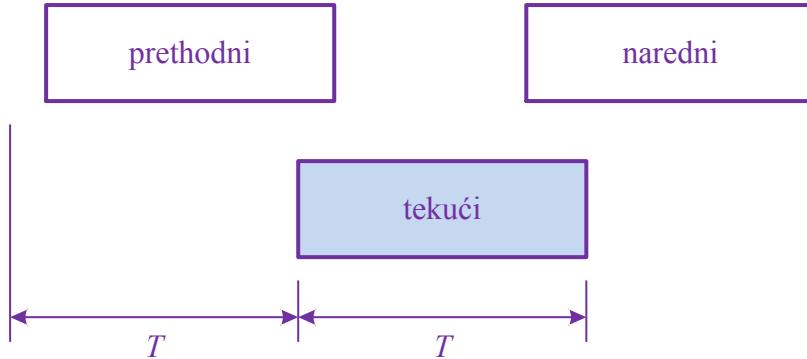
Za veliko N , binomna se raspodela može aproksimirati Poissonovom, što olakšava dalju analizu:

$$P(X = n) \approx \frac{G^n}{n!} e^{-G}.$$

U gornjem izrazu, G je ponuđeni saobraćaj u mreži, odnosno očekivani broj okvira koji se generišu (šalju) tokom intervala posmatranja,

$$G = Np.$$

Kada će doći do sudara? Posmatrajmo sliku 6.2 na kojoj je ilustrovano slanje okvira u ovoj mreži.



Slika 6.2: Uz objašnjenje nadmetanja u ALOHI.

Fiksirajmo poziciju „našeg” okvira (tekući na slici). Do sudara će doći ne samo onda kada se okvir neke druge stanice u mreži bude emitovao tokom intervala trajanja T koji odgovara tekućem (što je očigledno), već i tokom intervala jednakog trajanja koji mu prethodi. Dakle, (1) pre početka slanja tekućeg okvira, u mreži se mora završiti slanje prethodno generisanog i (2) pre njegovog završetka, u mreži ne sme započeti slanje narednog okvira. Prema tome, trajanje kritičnog vremenskog intervala za sudar u ALOHI je $2T$.

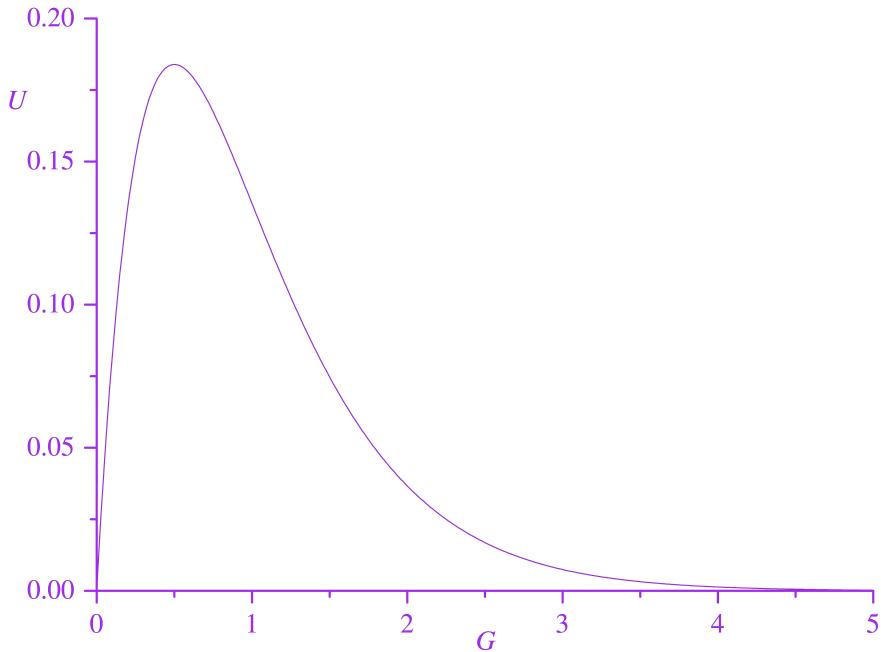
Verovatnoća uspešnog slanja okvira iz prvog pokušaja jednaka je verovatnoći da će dva vezana intervala trajanja po T biti prazni:

$$P_1 = [P(X = 0)]^2 = e^{-2G}.$$

Definisaćemo iskorišćenost (*utilization*) ili propusnost kanala, U , kao prosečan broj okvira koji se uspešno pošalju iz prvog pokušaja,

$$U = GP_1 = Ge^{-2G}.$$

Grafik zavisnosti iskorišćenosti kanala od ponuđenog saobraćaja dat je na slici 6.3.



Slika 6.3: Iskorišćenost kanala u ALOHI.

Za koji se ponuđeni saobraćaj postižu najbolje performanse mreže? Odgovor nalazimo iz uslova

$$\frac{dU}{dG} \Big|_{G=G_{opt}} = 0,$$

što daje

$$G_{opt} = \frac{1}{2}$$

i

$$U_{max} = \frac{1}{2e} \approx 0,184.$$

Nije sjajno, ali – složiće se – više od toga ne bi bilo realno ni očekivati.

Šta se dešava ukoliko bude došlo do sudara? ALOHA njega nije svesna, ali jesu protokoli viših slojeva, koji će inicirati retransmisiju, sve dok se okvir ne bude isporučio. Verovatnoća uspeha iz k -tog pokušaja, $k \geq 1$, nakon niza od $k - 1$ retransmisija data je geometrijskom raspodelom:

$$P_k = (1 - P_1)^{k-1} P_1 = (1 - e^{-2G})^{k-1} e^{-2G}.$$

Najljubaznije Vam savetujem, draga čitateljko ili dragi čitaoče, da primite k znanju da je geometrijska raspodela od izuzetnog značaja u telekomunikacionim mrežama.

Prosečan broj pokušaja slanja okvira u ALOHA mreži jednak je matematičkom očekivanju pridružene geometrijske raspodele:

$$E = \sum_{k=1}^{\infty} k P_k = \sum_{k=1}^{\infty} k (1 - e^{-2G})^{k-1} e^{-2G}.$$

Za prvi put, postupno će izvesti rezultat i kasnije će se pozivati na njega. Uvešću smenu $x = 1 - e^{-2G} \in [0, 1)$; tada će biti

$$E = e^{-2G} \sum_{k=1}^{\infty} \frac{dx^k}{dx}.$$

Ovaj red absolutno konvergira, pa nakon što operatori diferenciranja i sumiranja budu zamenili mesta dobijamo

$$\begin{aligned} E &= e^{-2G} \frac{d}{dx} \sum_{k=1}^{\infty} x^k = \\ &= e^{-2G} \frac{d}{dx} \left(\sum_{k=0}^{\infty} x^k - 1 \right) = \\ &= e^{-2G} \frac{d}{dx} \left(\frac{1}{1-x} - 1 \right) = \\ &= \frac{e^{-2G}}{(1-x)^2} = \\ &= e^{2G}. \end{aligned}$$

Dakle, očekivani broj pokušaja slanja okvira u ALOHI je e^{2G} i u optimalnom slučaju ($G = 1/2$) iznosi e ($\approx 2,72$).

MATEMATIČKI PODSETNIK

Neka je verovatnoća uspeha u jednom pokušaju p ; neka se pokušaji ponavljaju sve dok se ne bude registrovao uspeh (npr. kockica se bacu sve dok ne bude pala šestica, ili se okvir retransmituje sve dok se ne bude uspešno primio). Verovatnoća uspeha iz k -tog pokušaja data je geometrijskom raspodelom:

$$P(X = k) = (1-p)^{k-1}p, \quad k = 1, 2, \dots$$

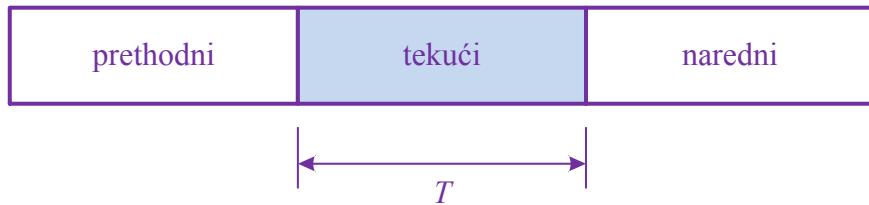
Njeno matematičko očekivanje je

$$E(X) = \frac{1}{p}.$$

Slotted ALOHA: Ukoliko se u sistem bude uveo zajednički takt, tako da je slanje okvira moguće samo u predefinisanim vremenskim slotovima, dobiće se *slotted* ALOHA protokol, slika 6.4.

Šta se ovim postiže? Kritični interval za sudare, u odnosu na izvornu ALOHU, sada je dvostruko kraći i iznosi T . Verovatnoća uspešnog slanja stoga je

$$P_1 = e^{-G},$$

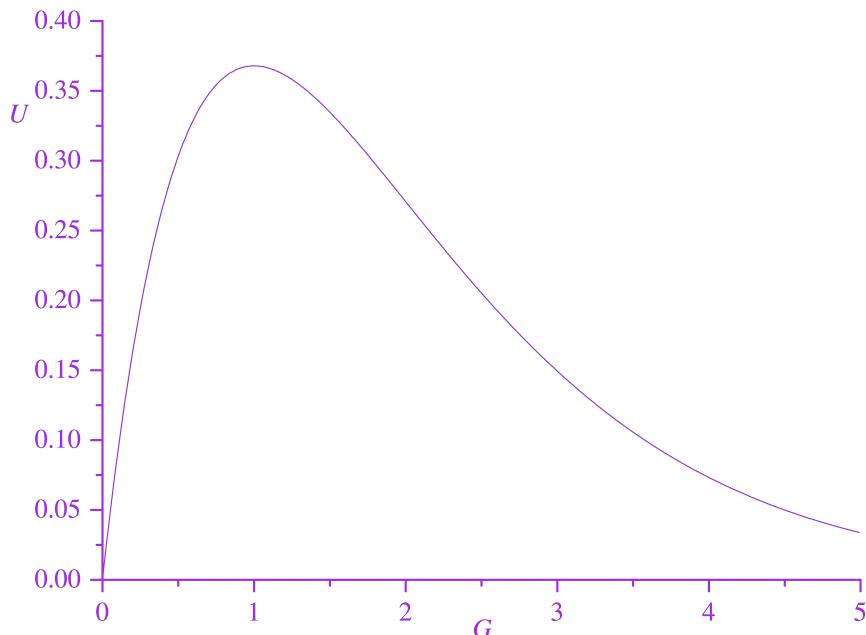


Slika 6.4: Uz objašnjenje slotted ALOHE.

pa je iskorišćenost kanala

$$U = GP_1 = Ge^{-G}.$$

Odgovarajući grafik dat je na slici 6.5. Ponovo se radi o zvonastoj krivulji, koja sada dostiže maksimum za $G_{opt} = 1$ (nadam se da biste znali to izvesti); on iznosi $1/e \approx 0,368$, što je dvostruko više od izvorne ALOHE.



Slika 6.5: Iskorišćenost kanala u slotted ALOHI.

Verovatnoća uspeha iz k -tog pokušaja slanja, $k = 1, 2, \dots$ ponovo ima geometrijsku raspodelu,

$$P_k = (1 - P_1)^{k-1} P_1 = (1 - e^{-G})^{k-1} e^{-G},$$

a prosečan broj pokušaja slanja okvira jednak je njenom matematičkom očekivanju

$$E = e^G.$$

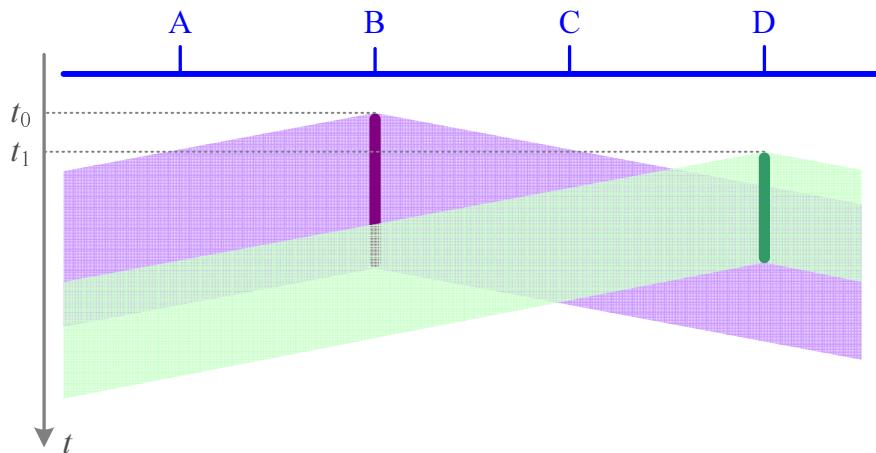
Zanimljivo, vrednost koja se dobije kada je $G = G_{opt}$ jednaka je onoj kod ALOHE.

CSMA: Jedno od pravila lepog ponašanja kaže:

„Slušaj govori li već neko, da mu ne bi upao u reč.”

i ono se primjenjuje u protokolima za višestruki pristup s osluškivanjem nosioca, CSMA (*carrier sense multiple access*).

Ideja je da stanica pre početka slanja „osluškuje“ sredinu za prenos, da bi zaključila je li ona slobodna; ukoliko bude detektovala zauzeće – a za to je na početku služio signal nosilac (*carrier*) koji se pominje u nazivu protokola – stanica će se suzdržati od slanja. Ovim se samo donekle, ali ne i u potpunosti izbegavaju sudari. Zašto je to tako? Odgovor daje slika 6.6.



Slika 6.6: *Uz objašnjenje pojave sudara u CSMA.*

Posmatrajmo mrežu s topologijom magistrale, za koju je CSMA izvorno razvijen. Neka stanica B u trenutku t_0 osluškuje sredinu za prenos i zaključi da je ona slobodna; počeće emitovati svoj okvir, a pripadajući signal propagiraće – ovo posebno naglašavam – konačnom brzinom na obe strane magistrale.

Neka sada u trenutku $t_1 > t_0$ stanica D osluškuje magistralu. Do nje još nije stigao signal stanice B, pa će D zaključiti da je magistrala slobodna; počeće emitovati svoj okvir, koji će se sudariti s onim stanice B. Sudar se, dakle javlja, kao posledica konačne brzine propagacije u sredini za prenos.

Razmotrićemo sada konkretne varijante CSMA.

Neperzistentni CSMA odvija se po sledećem algoritmu:

1. Stanica koja ima okvir za slanje osluškuje kanal.
2. Ako je kanal slobodan, emitovaće okvir, dok će u suprotnom preći na korak 3.
3. Ako je kanal zauzet, čekaće slučajno izabranovo vreme i ponoviti korak 1.

Jednoperzistentni CSMA obuhvata sledeće korake:

1. Stanica koja ima okvir za slanje osluškuje kanal.
2. Ako je kanal slobodan, emitovaće okvir, dok će u suprotnom preći na korak 3.
3. Ako je kanal zauzet, nastaviće ga osluškivati i počeće emitovanje čim se on bude oslobođio.

p -perzistentni CSMA donekle je neočekivan:

1. Stanica koja ima okvir za slanje osluškuje kanal.
2. Ako je kanal slobodan, emitovaće okvir s verovatnoćom p , ili će s verovatnoćom $1 - p$ čekati jedan interval vremena i preći na korak 1.
3. Ako je kanal zauzet, nastaviće ga osluškivati i čim bude postao slobodan preći će na korak 2.

Jasno je da se za $p = 1$ p -perzistentni CSMA svodi na jednoperzistentni.

Zadržimo se za trenutak na p -perzistentnom CSMA. Verovatnoća emitovanja iz k -tog pokušaja, $k = 1, 2, \dots$ je

$$P_k = (1 - p)^{k-1} p.$$

Prepoznajete, nadam se, geometrijsku raspodelu. Prosečan broj pokušaja emitovanja okvira je

$$EK = \frac{1}{p}.$$

Ako stanica u proseku završi slanje posle EK pokušaja, to znači da je čekala $EK - 1$ interval. Označimo li trajanje jednog intervala s T , prosečno čekanje pre slanja biće

$$\begin{aligned} Q &= (EK - 1) T = \\ &= \left(\frac{1}{p} - 1 \right) T. \end{aligned}$$

CSMA/CD: Najznačajniji protokol iz grupe CSMA je onaj s detekcijom sudara (*carrier sense multiple access with collision detection*). Prethodno opisane varijante, naime, prestaju s osluškivanjem sredine za prenos čim otpočnu slanje okvira; zbog toga, kao u situaciji sa slike 6.6, dovršće se slanje i sudarenih okvira, iako se time unosi nepotrebno kašnjenje. Daleko ekonomičniji pristup bilo bi obustaviti slanje čim se bude detektovao sudsar. Ovde se, dakle, pored pravila

Slušaj

govori li već neko, da mu ne bi upao u reč.

primenjuje i

Ukoliko budeš počeo da pričaš u isti mah s nekim, izvini se i povuci.

Pitanje je kako najjednostavnije detektovati sudsar, a odgovor – praćenjem nivoa signala na sredini za prenos. U slučaju sudsara, aktivno je više izvora signala, pa po teoremi superpozicije očekujemo da će se registrovati porast njegovog nivoa.

Algoritam CSMA/CD protokola opisan je sledećim koracima:

1. Stanica koja ima okvir za slanje osluškuje kanal.
2. Ako je kanal slobodan, emitovaće okvir.

3. Ako je kanal zauzet, nastaviće ga osluškivati i počće emitovanje čim se on bude oslobođio.
4. Tokom slanja, pratiće nivo signala na linku.
5. Ako se bude detektovao sudar, slanje će se prekinuti, sačekaće se slučajno izabrano vreme i ponovo će se osluškivati kanal (korak 1).

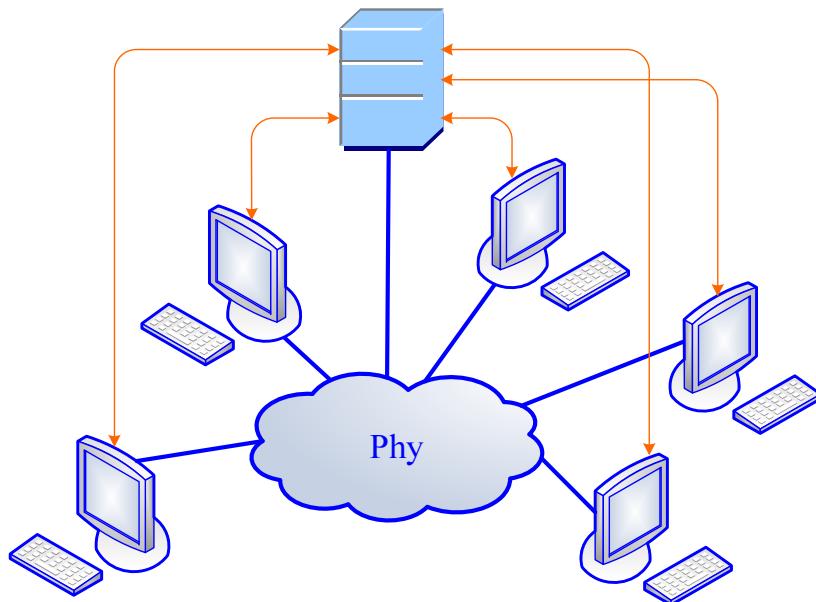
Nije naodmet ponoviti da je vreme čekanja slučajna promenljiva, jer bi se u suprotnom, kada bi ono bilo fiksno, stanice iznova sudarale.

Analiza performansi CSMA/CD protokola nije trivijalna, te mi dopustite da je pre skočim. Veoma pojednostavljena procedura data je u Zbirci, u zadacima 4.9-11, pri čemu se kao rezultat za iskorišćenost kanala dobije

$$U \approx \frac{1}{1 + 3,4a},$$

gde je $a = T_p/T_F$ normalizovano kašnjenje, T_p maksimalno propagaciono kašnjenje i T_F minimalno trajanje okvira.

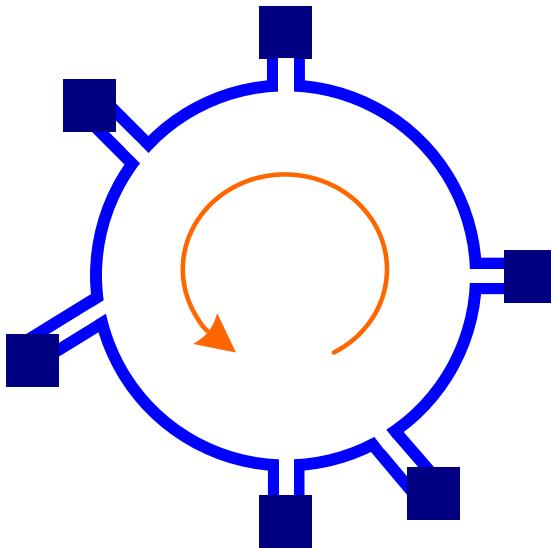
Anketiranje: Kod anketiranja ili prozivanja (*polling*) primenjuje se mehanizam koji podseća na brojalicu (*round robin*). U ovim mrežama postoji arbitar koji redom „proziva“ stanice (slika 6.7). Stanica koja ima okvir za slanje emitovaće ga kad bude došao red na nju. Ukoliko stanica na koju je došao red nema spreman okvir, arbitar će prozvati narednu.



Slika 6.7: Uz objašnjenje anketiranja.

Prsten sa žetonom: Decentralizovana varijanta anketiranja podrazumeva postojanje žetona (*token*) – posebnog kontrolno-upravljačkog okvira koji označava dozvolu slanja. Stanica može emitovati okvir samo ako je prethodno dobila žeton. Po završetku emitovanja, stanica će oslobođiti žeton, tako da ga mogu iskoristiti i druge stanice.

Kao primer, razmotrićemo prstenastu mrežu sa žetonom (*token ring*). Radi se o unidirekcionoj mreži, u kojoj se poruke tipično prenose suprotno od smera kretanja kazaljki na satu (slika 6.8).



Slika 6.8: Uz objašnjenje prstenaste mreže sa žetonom.

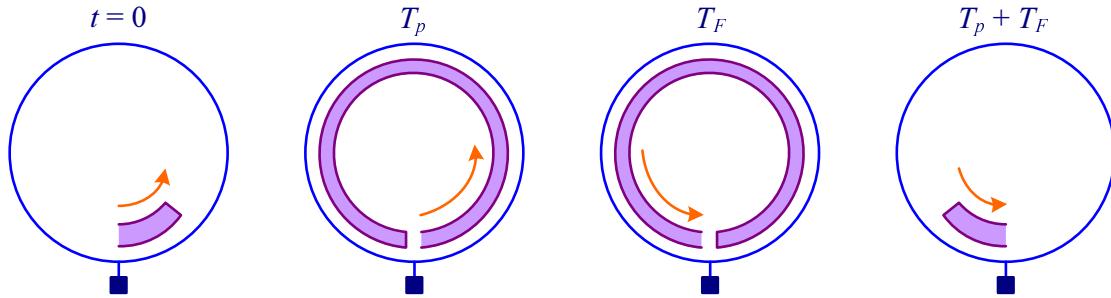
Žeton kruži ovom mrežom. Ukoliko bude došao do stanice koja nema spreman okvir, ona će ga ignorisati i proslediti narednoj. Ukoliko stanica ima okvir spreman za slanje, zadržće žeton i emitovaće okvir. Okvir će kroz tranzitne stanice doći do odredište, koja će ga – obratite pažnju – kao potvrdu prijema proslediti narednoj, to jest pustiće da okvir nastavi kruženje po prstenu. Kada se okvir bude vratio izvorišnoj stanici, ona će zaključiti da je slanje proteklo uspešno i oslobodiće žeton time što će ga proslediti narednoj stanici.

Označićemo s N broj stanica u mreži i s T_F trajanje okvira; trajanje žetona i obrade okvira i žetona u čvorovima ćemo zanemariti. Prepostavljamo i da su stanice ekvidistantne; ako je propagaciono kašnjenje duž prstena T_p , tada će kašnjenje između susednih stanica iznositi T_p/N .

U daljoj analizi treba razlikovati dva karakteristična slučaja, koji zavise od odnosa T_F i T_p .

Ako trajanje okvira nije kraće od propagacionog kašnjenja duž prstena (slika 6.9), ciklus slanja obuhvataće sledeće korake:

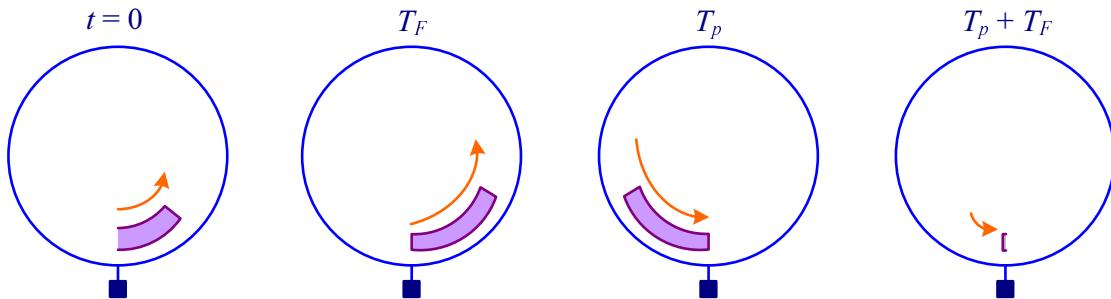
- uočena stanica u trenutku $t = 0$ uzeće žeton i započeće slanje okvira,
- okvir će doći do odredišta, nastaviće kruženje prstenom i u trenutku $t = T_p$ vratitiće se stanici koja ga je poslala,
- stanica će završiti slanje okvira u trenutku $t = T_F$,
- stanica će tada oslobođiti žeton,
- žeton će stići do naredne stanice u trenutku $t = T_F + \frac{T_p}{N}$.

Slika 6.9: *Uz objašnjenje slučaja kada je $T_F \geq T_p$.*

Iskorišćenost kanala definisamo kao količnik trajanja okvira i trajanja ciklusa slanja; u ovome radnom režimu, biće

$$U = \frac{T_F}{T_F + \frac{T_p}{N}}.$$

Ako je, pak, trajanje okvira kraće od propagacionog kašnjenja (slika 6.10), scenario slanja biće drugačiji:

Slika 6.10: *Uz objašnjenje slučaja kada je $T_F < T_p$.*

- uočena stanica u trenutku $t = 0$ uzeće žeton i počeće slanje okvira,
- stanica će završiti slanje okvira u trenutku $t = T_F$,
- okvir će doći do odredišta, nastaviće kruženje prstenom i u trenutku $t = T_p$ vratitiće se stanicu koja ga je poslala,
- stanica će tada oslobiti žeton,
- žeton će stići do naredne stanice u trenutku $t = T_p + \frac{T_p}{N}$.

Iskorišćenost kanala sada će biti

$$U = \frac{T_F}{T_p \left(1 + \frac{1}{N}\right)}.$$

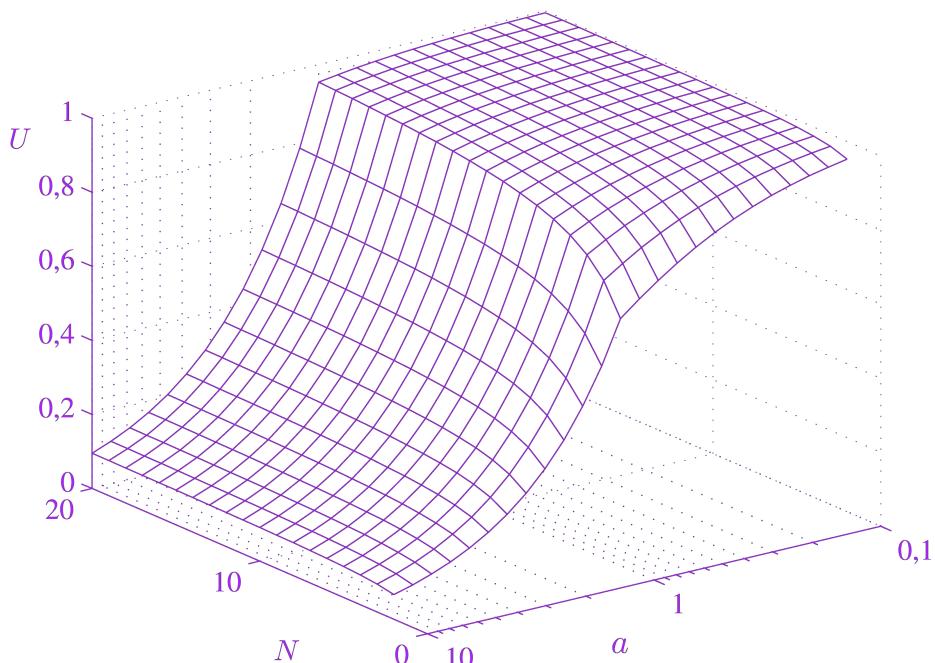
Definišimo normalizovano kašnjenje u mreži,

$$a = \frac{T_p}{T_F}.$$

Izraz za iskorišćenost kanala u prstenastoj mreži sa žetonom sada možemo napisati u obliku

$$U = \begin{cases} \frac{1}{1 + \frac{a}{N}}, & a \leq 1 \\ \frac{1}{a \left(1 + \frac{1}{N} \right)}, & a > 1 \end{cases}.$$

Ova zavisnost je ilustrovana na slici 6.11.



Slika 6.11: Iskorišćenost kanala u prstenastoj mreži sa žetonom.

ISPITNA PITANJA:

Objasnite proceduru CSMA/CD. Zbog čega se u njoj ipak javljaju sudari?

Izvedite izraz za iskorišćenost kanala u prstenastoj telekomunikacionoj mreži sa žetonom.

Upišite nazive pojmove na koje se odnose sledeće definicije:

- Okvir kojim se dozvoljava slanje podataka,
- Nedozvoljeno mešanje paketa na zajedničkoj sredini za prenos,
- Ponovno emitovanje paketa koji nije ispravno primljen.

Je li sledeća tvrdnja tačna, ili ne?

- Idealni MAC protokol je decentralizovan.

PREPORUČENI ZADACI IZ ZBIRKE:

4.2-13

7. Kontrola toka

Podsloj kontrole logičkog linka obavlja funkcije koje za cilj imaju pouzdan prenos okvira; to su kontrola toka i kontrola greške. U ovoj se lekciji bavimo prvima.

Podsetimo se da kontrola toka znači usaglašavanje brzina rada predajnika i prijemnika. Zašto je to bitno? Ukoliko bi predajnik emitovao okvire brže nego što ih predajnik stiže obraditi, došlo bi do zagušenja (*congestion*) i nagomilani bi se okviri morali odbaciti; ne bi, s druge strane, bilo dobro niti da predajnik emituje presporo, jer bi se onda vreme gubilo u praznom hodu. Najbolje bi bilo, kao što ćemo to uskoro videti, da prijemnik signalizira kada je spreman prihvati novi okvir.

Važna napomena koju, draga čitateljko ili dragi čitaoče, treba da imate u vidu je da se za sada ne razmatraju greške u prenosu – smatramo da svaki poslati okvir ne samo da stiže na odredište, već i da stiže ispravan.

Kontrola toka može se realizovati u vidu procedure „stani i čekaj” (*stop and wait*) i s klizećim prozorom (*sliding window*).

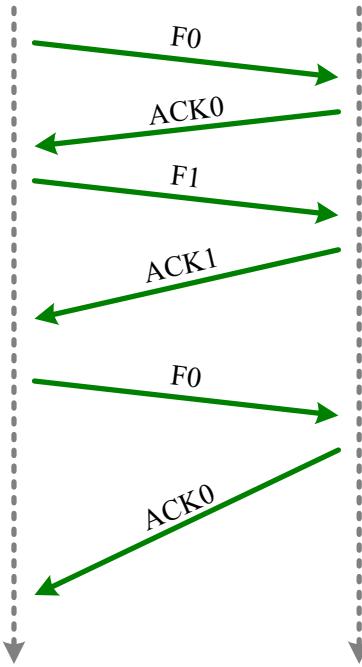
Stani i čekaj: U ovoj proceduri (slika 7.1), predajnik pošalje jedan okvir, zaustavi se i sačeka potvrdu prijema; ona će biti u vidu paketa ACK (*acknowledgement*).

Pokazuje se da je ovde za numeraciju okvira dovoljan jedan bit; stoga će, kao što je to urađeno na slici 7.1, okviri biti ciklički označeni kao F0, F1, F0 itd. Prva stanica emituje okvir F0 i zaustavi se. Okvir će doći do druge stanice, koja odgovara potvrdom ACK0. Kad ju bude primila prva stanica, emitovaće drugi okvir (F1), zaustaviće se i sačekaće da joj stigne potvrda ACK1; potom će emitovati treći okvir, koji ima „recikliranu” oznaku F0, druga stanica će odgovoriti s ACK0 i tako dalje.

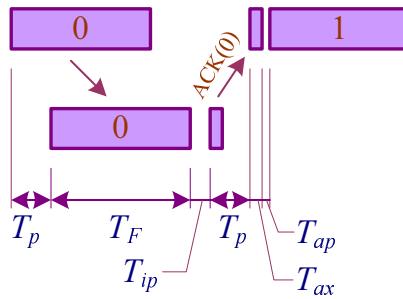
Pažljivom oku neće promaći to da se nagibi linija u dijagramu razlikuju; to nije greška, ciljano sam tako nacrtao, da bih Vas podsetio na činjenicu da između čvorova mogu postojati alternativne putanje, s različitim kašnjenjima.

Razmotrimo sada tajming ove procedure, koji je razrađen na slici 7.2. Uvedimo oznake:

- T_p – propagaciono kašnjenje,
- T_F – trajanje okvira,
- T_{ip} – vreme potrebno za obradu okvira u drugoj stanici,



Slika 7.1: Uz objašnjenje procedure „stani i čekaj”.



Slika 7.2: Uz objašnjenje tajminga procedure „stani i čekaj”.

- T_{ax} – trajanje pozitivne potvrde,
- T_{ap} – vreme potrebno za obradu potvrde u prvoj stanici.

Prepostavili smo – a nadam se da ste to već i primetili – da su propagaciona kašnjenja u direktnom (od prve stanice do druge) i povratnom smeru (od druge do prve) uzajamno jednaka.

Trajanje ciklusa slanja ili vreme potrebno za prenos u oba smera (*round trip time*) je

$$T_{rtt} = T_p + T_F + T_{ip} + T_p + T_{ax} + T_{ap}.$$

Sada ćemo zanemariti trajanje potvrde, kao i vremena potrebna za obradu okvira i potvrde, pa će biti

$$T_{rtt} \approx T_F + 2T_p.$$

Odavde je iskorišćenost kanala

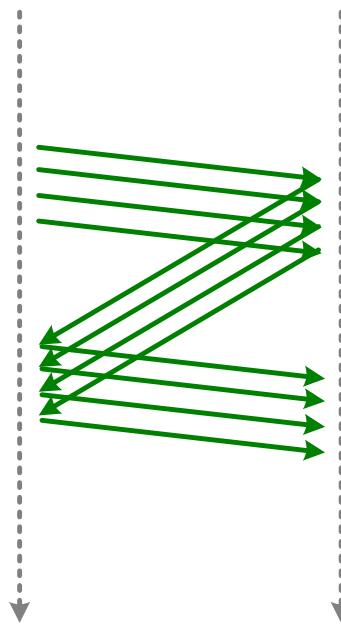
$$U = \frac{T_F}{T_F + 2T_p}.$$

Uvedemo li normalizovano kašnjenje, $a = \frac{T_p}{T_F}$, imaćemo

$$U = \frac{1}{1 + 2a}.$$

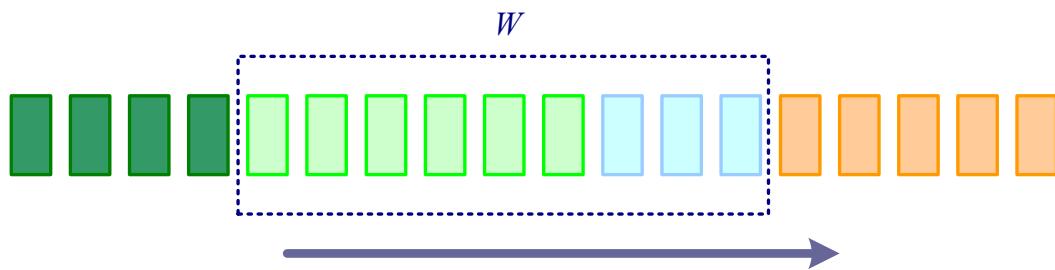
Ne bi trebalo da Vas, draga čitateljko ili dragi čitaoče, iznenade skromne performanse veoma jednostavne procedure. Problem leži u čekanju na odgovor, koje unosi prazan hod i smanjuje iskorišćenost kanala; ovo je naročito izraženo na linkovima s velikim propagacionim kašnjenjem, za šta su satelitski veoma ilustrativan primer.

Klizeći prozor: Kako ubrzati proceduru „stani i čekaj”? Jedno od rešenja bilo bi kroz uvođenje paralelnog slanja više okvira (*pipeline*, slika 7.3), bez čekanja na potvrdu. Ovde bi se poslalo nekoliko okvira, pa bi se tek onda sačekala potvrda, koja bi mogla biti pojedinačna ili grupna (kumulativna); potom bi se poslala naredna grupa okvira i tako redom.



Slika 7.3: Uz diskusiju o paralelnom slanju okvira.

Opisana ideja implementirana je u vidu procedure s klizećim prozorom, slika 7.4.



Slika 7.4: Uz objašnjenje mehanizma klizećeg prozora.

W označava otvor prozora, tj. maksimalni broj okvira koji se u datom trenutku mogu poslati bez čekanja potvrde. Okviri su poredani u niz, preko koga klizi prozor. Tamnozelenom bojom na slici označeni su okviri koji su poslati i za koje je stigla potvrda

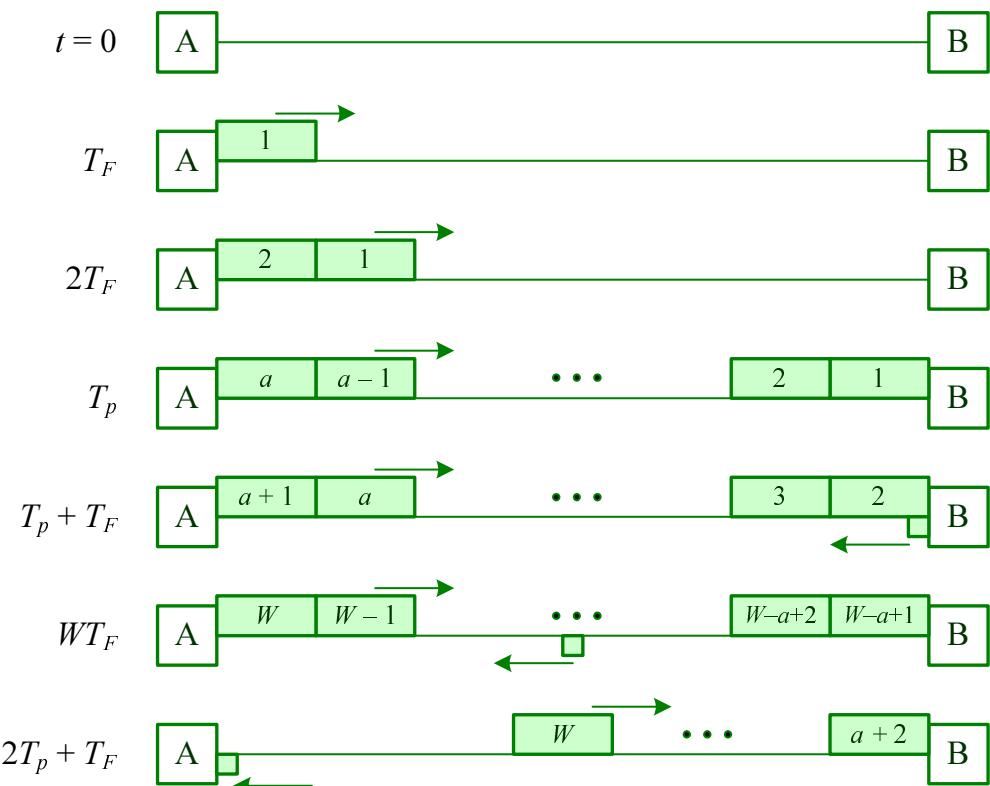
prijema, dok su svetlozeleni okviri poslati i njihova se potvrda čeka. Svetloplavi se okviri mogu poslati unutar dopuštenog otvora prozora, dok se narandžasti još uvek ne mogu poslati.

Kako bude pristizala potvrda za poslate – svetlozelene – okvire, prozor će se pomerati udesno, potvrđeni okviri će ispadati iz prozora (i postati tamnozeleni), dok će prozor zahvatati nove narandžaste okvire, koji sad postaju svetloplavi i mogu se poslati.

Ne zaboravite da za sada smatramo da svi okviri na odredište stižu redosledom kojim su i poslati, pa će isto važiti i za potvrde njihovog prijema!

U analizi performansi procedure s klizećim prozorom, treba razlikovati dva radna režima, u zavisnosti od toga šta se prvo dešava – „potroši” li se W okvira iz prozora, ili stigne prva potvrda prijema.

Kod slanja s prekidima (slika 7.5), slanje okvira iz prozora dovršiće se pre nego što bude stigla prva potvrda.



Slika 7.5: Uz objašnjenje slanja s prekidima.

U trenutku $t = 0$, stanica A započinje emitovanje prvog okvira; u trenutku $t = T_F$, on je utisnut u link, pa A počinje emitovati drugi okvir. U trenutku $t = T_p$, gde je T_p propagaciono kašnjenje, početak prvog okvira stiže do odredišta, stanice B. Prijem prvog okvira se završava u trenutku $t = T_p + T_F$ i stanica B tada šalje potvrdu njegovog prijema, čije trajanje zanemaruјemo. Nevezano od toga, u trenutku $t = WT_F$ stanica A završiće slanje svih okvira iz prozora, te će se zaustaviti i i sačekati prispeće prve

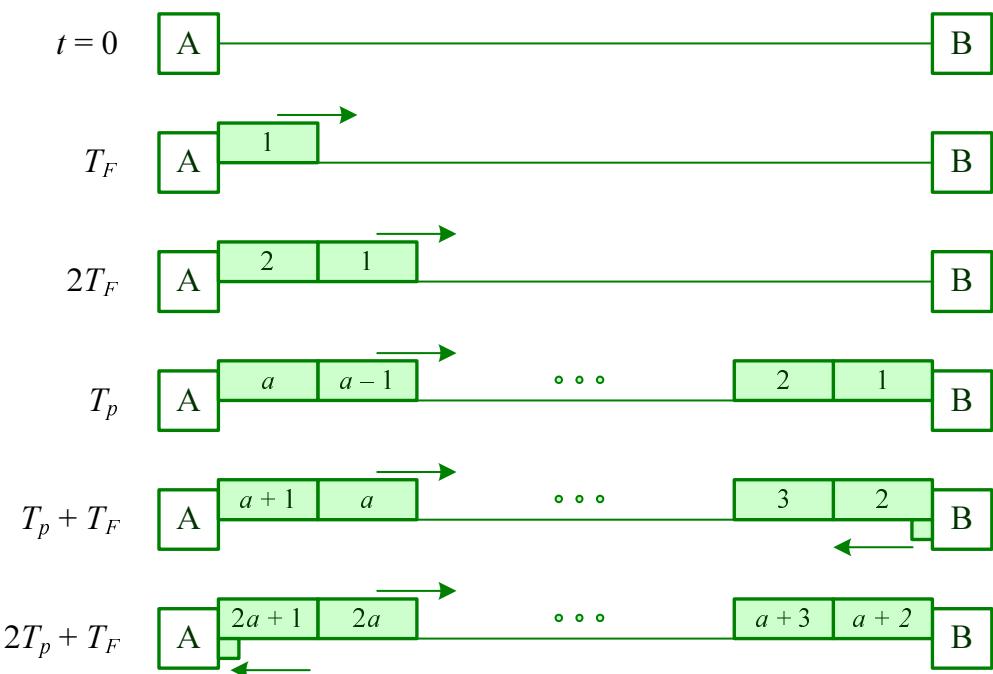
potvrde prijema, što će se desiti u trenutku $t = 2T_p + T_F$. Stanica A tada može emitovati novi okvir.

Trajanje ciklusa slanja i ovde je jednako vremenu potrebnom za prenos u oba smera (T_{rtt}), $2T_p + T_F$, pa je iskorišćenost linka

$$U = \frac{WT_F}{2T_p + T_F} = \frac{W}{2a + 1}, \quad W < 2a + 1,$$

gde je $a = T_p/T_F$ normalizovano kašnjenje.

Kod kontinualnog slanja (slika 7.6), odgovor u trenutku $t = T_{rtt}$ stiže pre nego što se dovršilo slanje W -tog okvira; nema potrebe da se stanica A zaustavlja, već će odmah preći na slanje narednog okvira.



Slika 7.6: Uz objašnjenje kontinualnog slanja.

Iskorišćenost kanala ovde je maksimalna:

$$U = 1, \quad W \geq 2a + 1.$$

Lekciju ću završiti objašnjenjem da sam na slikama 7.5 i 7.6 prepostavio celobrojno a isključivo radi preglednosti, što ne utiče na valjanost izvedenih zaključaka.

ISPITNA PITANJA:

Upišite naziv pojma na koji se odnosi sledeća definicija:

- Režim rada protokola s klizećim prozorom u kome potvrda prijema stiže pre nego što poslednji okvir napusti prozor za slanje.

Je li sledeća tvrdnja tačna, ili ne?

- Procedura „stani i čekaj” pogodna je za prenos dužih okvira.

8. Kontrola greške

Po pristizanju u čvor mreže, okvir se analizira; najpre se ispituje njegov integritet, to jest ispravnost podataka. Ukoliko se u primljenom okviru bude detektovala greška, pokrenuće se procedura oporavka. Na drugom sloju, od interesa je tzv. kontrola greške unazad (*automatic repeat request*, ARQ) s retransmisijama. Opcija koja se koristi na višim slojevima je kontrola greške unapred (FEC – *forward error control*), kroz zaštitno kodiranje.

Metode za detektovanje greške su kontrolna suma, provera pariteta i provera ciklične redundantnosti. Sve tri podrazumevaju da se na osnovu informacionih bita po izvesnom matematičkom algoritmu generišu kontrolni biti, koji se s njima šalju na odredište. Ponavljanjem algoritma na prijemnoj strani, može se utvrditi poklapa li se rezultat izračunavanja za primljene informacione bite s primljenim kontrolnim bitima, ili ne.

Kontrolna suma: Primenu kontrolne sume (*checksum*) ilustrovaćemo na primeru [jedinstvenog matičnog broja građana](#) (JMBG). On ima trinaest cifara: prvih sedam odnose se na datum rođenja, naredne dve označavaju registraciono područje, iza čega slede tri cifre kojima se označavaju kombinacija pola i rednog broja za osobu rođene istog datuma. Poslednja, trinaesta cifra, predstavlja [kontrolni broj](#), koji se određuje na sledeći način.

Prvih dvanaest cifara JMBG redom se označe slovima a, b, c, \dots, l . Potom se izračuna vrednost

$$m = 11 - ((7(a + g) + 6(b + h) + 5(c + i) + 4(d + j) + 3(e + k) + 2(f + l)) \bmod 11),$$

gde mod označava ostatak pri deljenju.

Ako je $1 \leq m \leq 9$, kontrolni broj jednak je m . Ako je $m = 11$, kontrolni broj je nula. Ako je $m = 10$, početna sekvenca se modifikuje, tako što se za jedan uveća poslednja cifra grupe od tri koje označavaju kombinaciju pola i rednog broja osobe, pa se postupak izračunavanja kontrolnog broja ponovi.

Kontrolni broj mog JMBG-a je sedam, baš kao što bi i trebalo, pri čemu nije bilo potrebe da mi se modifikuje prvobitno dodeljeni redni broj; je li to bio slučaj i kod Vas, draga čitateljko ili čitaoče?

Provera pariteta: S ovom smo se procedurom upoznali kod [asinhronog prenosa](#), gde

je primenjena takozvana uzdužna ili longitudinalna provera pariteta. Bit pariteta – ako se uopšte koristi i ako nije fiksiran – tu se može postaviti tako da ukupan broj jedinica u polju korisne informacije i pariteta bude paran, ili neparan; standard ISO 1177 prednost daje parnom paritetu. Jasno Vam je, nadam se, da se ovakvom proverom mogu detektovati samo neparne greške, dok je u slučaju greške na parnom broju bita metoda nemoćna.

Sećate li se [sinhronog prenosa](#)? I kod njega se može primeniti provera pariteta, ali sada nešto ozbiljnija, dvodimenzionalna – kombinovana longitudinalna i vertikalna. Ilustrovaćemo to na primeru. Neka se prenosi poruka MREŽA. Prema kodnoj tabeli tzv. YUSCII koda [JUS/SRPS I.B1.002](#), slovima reči MREŽA odgovaraju ove sekvene bita:

	b7	b6	b5	b4	b3	b2	b1
M	1	0	0	1	1	0	1
R	1	0	1	0	0	1	0
E	1	0	0	0	1	0	1
Ž	1	0	0	0	0	0	0
A	1	0	0	0	0	0	1

Zapišimo poruku u vidu sledeće tablice:

M	R	E	Ž	A	
1	0	1	0	1	
0	1	0	0	0	
1	0	1	0	0	
1	0	0	0	0	
0	1	0	0	0	
0	0	0	0	0	
1	1	1	1	1	

Cilj je da njene margine popunimo bitima pariteta i to prvo za redove (vrste), potom i za kolone (stupce), tako da na kraju odredimo izdvojeni bit u donjem desnom uglu; u vidu treba imati to da standard ISO 1177 pri sinhronom prenosu propisuje korišćenje neparnog pariteta. Pažljivim prebrojavanjem jedinica, dobija se naredna tabela:

M	R	E	Ž	A	
1	0	1	0	1	0
0	1	0	0	0	0
1	0	1	0	0	1
1	0	0	0	0	0
0	1	0	0	0	0
0	0	0	0	0	1
1	1	1	1	1	0
1	0	0	0	1	1

Biti se iz tabele očitavaju kolonu po kolonu – odozgo nadole, sleva udesno, pa se tako dobija sekvenca:

1011001101001010100010000000101000001100100101.

Na prijemu, iz ove sekvence će se rekonstruisati tabela; u slučaju greške, pojaviće se neslaganje kako po vertikalnoj, tako i po horizontalnoj margini. Proverite to i pokažite kako se greška može i locirati.

Provera ciklične redundantnosti: Najmoćniji aparat za proveru integriteta podataka pruža provera ciklične redundantnosti (*cyclic redundancy check*, CRC). Ovde se koristi aritmetika modula dva, bez pozajmice ili prenosa, pa su operacije sabiranja i oduzimanja ekvivalentne operaciji bit po bit ekskluzivne disjunkcije (*bitwise XOR*). Tako se, na primer, dobija

$$\begin{array}{r} 1001 \\ +1101 \\ \hline 100 \end{array}$$

i

$$\begin{array}{r} 1001 \\ -1101 \\ \hline 100. \end{array}$$

U daljoj analizi, binarne sekvene ćeemo predstaviti polinomima nad poljem GF(2), na sledeći način: bit na poziciji i , brojano zdesna, odgovara koeficijentu uz x^{i-1} , tako da bit najmanje težine (LSB – *least significant bit*) predstavlja koeficijent uz x^0 , prvi bit levo od njega uz x^1 i tako redom. Neka je $D(x)$ polinom koji se na ovaj način pridružuje informacionoj sekvenci (sekvenci koju treba preneti). Da bismo izvršili proceduru, potreban nam je i generišući polinom $P(x)$, čiji je stepen n .

Na predajnoj strani, na informacionu sekvencu najpre se zdesna dopiše n nula, što je ekvivalentno množenju $D(x)$ s x^n . Potom se ovaj proizvod podeli s $P(x)$:

$$\frac{D(x) \cdot x^n}{P(x)} = Q(x) + \frac{R(x)}{P(x)}.$$

Dobiće se količnik, $Q(x)$, i ostatak, $R(x)$, koji nam je od interesa. Primetimo da je ostatak polinom stepena ne većeg od $n - 1$, tako da u binarnoj predstavi zauzima najviše n bita.

Na odredište se šalje informaciona sekvenca na koju su (zdesna) nadovezani biti ostatka; to je ekvivalentno polinomu $D(x) \cdot x^n + R(x)$. Sada bi trebalo da Vam je jasno zašto smo dopisivali baš n nula.

U prijemniku, ostatak pri deljenju se računa za $D(x) \cdot x^n + R(x)$; nule se ne dopisuju. Ukoliko je prenos protekao bez grešaka, biće

$$\frac{D(x) \cdot x^n + R(x)}{P(x)} = Q(x) + \frac{R(x)}{P(x)} + \frac{R(x)}{P(x)} = Q(x),$$

jer se operacije izvode po modulu dva. Prema tome, ako je sve bilo u redu, na prijemu neće biti ostatka.

Ilustrujmo ovo na primeru. Neka je informaciona sekvenca **11010001**; njoj će odgovarati polinom $D(x) = x^7 + x^6 + x^4 + 1$. Neka se, dalje, koristi generatorski polinom $P(x) = x^3 + x + 1$ (tzv. CRC-3). On je trećeg stepena, pa na predaji treba formirati proizvod

$$D(x) \cdot x^3 = x^{10} + x^9 + x^7 + x^3.$$

Sad je trenutak, draga čitateljko ili dragi čitaoče, da se podsetite deljenja polinoma. Pazite – sve operacije se izvode po modulu dva!

$$\begin{array}{r} (x^{10} + x^9 + x^7 + x^3) : (x^3 + x + 1) = x^7 + x^6 + x^5 + x^4 + x + 1. \\ \underline{x^{10} + x^8 + x^7} \\ x^9 + x^8 + x^3 \\ \underline{x^9 + x^7 + x^6} \\ x^8 + x^7 + x^6 + x^3 \\ \underline{x^8 + x^6 + x^5} \\ x^7 + x^5 + x^3 \\ \underline{x^7 + x^5 + x^4} \\ x^4 + x^3 \\ \underline{x^4 + x^2 + x} \\ x^3 + x^2 + x \\ \underline{x^3 + x + 1} \\ x^2 + 1 \end{array}$$

Ostatak je $x^2 + 1$ i odgovara mu sekvenca **101**.

Do istog rezultata može se doći i direktnim deljenjem binarnih sekvenci; pošto nas samo interesuje ostatak, a ne i količnik, ovo može biti i brži postupak. Primetimo da generatorskom polinomu CRC-3 odgovara sekvenca **1011** i pažljivo ispišimo:

$$\begin{array}{r} 11010001000 \\ \underline{1011} | | | | | | | \\ 1100 | | | | | | | \\ \underline{1011} | | | | | | | \\ 1110 | | | | | | | \\ \underline{1011} | | | | | | | \\ 1010 | | | | | | | \\ \underline{1011} | | | | | | | \\ 1100 | | | | | | | \\ \underline{1011} | | | | | | | \\ 1110 | | | | | | | \\ \underline{1011} | | | | | | | \\ 101 \end{array}$$

Pored navedenog generatorskog polinoma CRC-3 ($x^3 + x + 1$), koriste se i polinomi višeg stepena. Primeri su CRC-8 ($x^8 + x^2 + x + 1$), CRC-CCITT ($x^{16} + x^{12} + x^5 + 1$), CRC-32 ($x^{32} + x^{26} + x^{23} + x^{22} + x^{16} + x^{12} + x^{11} + x^{10} + x^8 + x^7 + x^5 + x^4 + x^2 + x + 1$) itd. U slobodnom softverskom alatu [python](#), postoji nekoliko modula (biblioteka) koji podržavaju CRC, na primer [pycrc](#) i [crccheck](#).

Za okvire koji ne budu prošli proveru integriteta, podsloj kontrole logičkog linka preduzeće korake za oporavak od greške. Sada nas interesuju ARQ procedure, u kojima se od stanice koja je poslala okvir traži da ga retransmituje. Radi se, zapravo, o ekstenziji procedura za kontrolu toka, tako da obuhvate i slučaj kada nastupa greška u prenosu. U praksi se koristi kombinacija pozitivnih potvrda i tzv. retransmisionog tajmera; ideja je da se potvrdi prijem okvira, bilo eksplisitno kroz pojedinačne, bilo implicitno, kroz kumulativnu potvrdu. Pri emitovanju okvira startovaće se retransmisioni tajmer, koji odbrojava trajanje jednog ciklusa slanja (T_{rtt}). Predajnik očekuje da do isteka toga vremena dobije potvrdu prijema okvira; ukoliko ona bude izostala, zaključiće da slanje nije bilo uspešno. Na prijemnoj strani, okviri primljeni s greškom će se odbaciti. Prijemni čvor ovim povodom neće preduzimati nikakve posebne radnje, već će samo pustiti da čvor koji je poslao problematični okvir sam, nakon isteka vremena koje odbrojava njegov tajmer, zaključi da nešto nije bilo u redu. Primiti k znanju da su negativne potvrde (NAK), iako konceptualno moguće, u praksi retkost na drugom sloju.

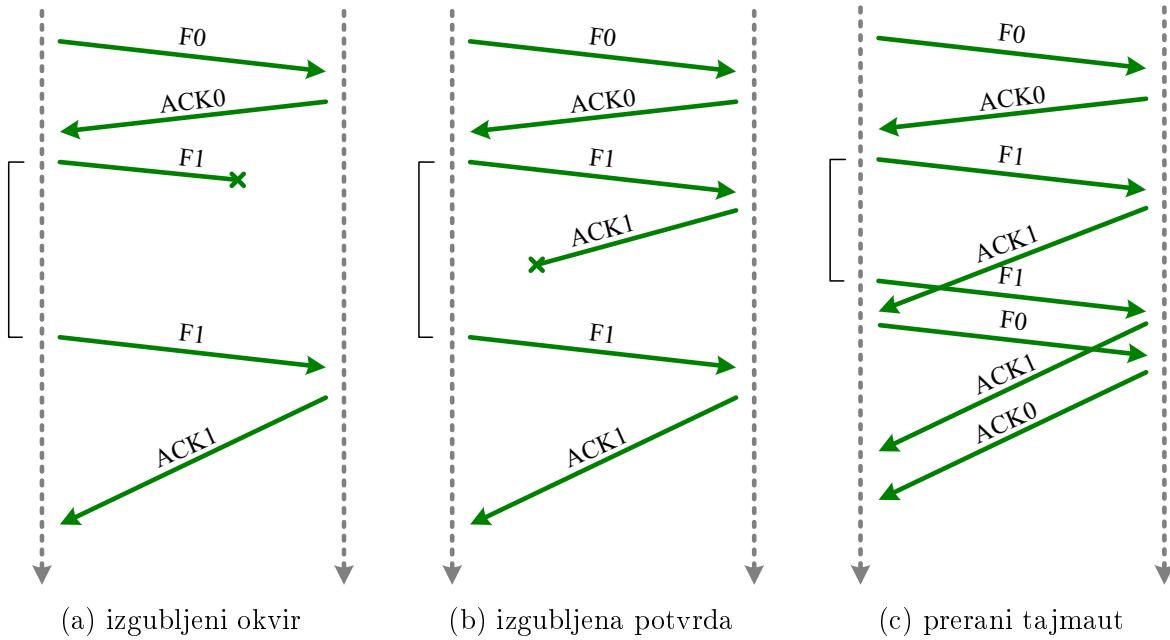
Stani i čekaj: U ovoj ARQ proceduri, predajnik pošalje jedan okvir, startuje tajmer i čeka potvrdu prijema (ACK). Ako ju bude dobio pre isteka tajmera, poslaće novi okvir; u suprotnom, retransmitovaće nepotvrđeni tekući okvir.

Prijemnik potvrđuje samo one okvire koji su ispravno primljeni – na primer, koji su prošli proveru ciklične redundantnosti. Okvire koji imaju grešku će odbaciti i o tome neće posebno obaveštavati predajni čvor. Primećujete da sam nazive „predajnik” i „prijemnik” dodelio prema redosledu dešavanja, dok zapravo oba čvora i šalju i primaju.

Na slici 8.1, ilustrovano je nekoliko karakterističnih scenarija dešavanja. Ukoliko okvir uopšte ne bude stigao na odredište, izostaće potvrda do isteka tajmera (njegov interval označen je simbolom [uz levu vremensku osu]), pa će se okvir retransmitovati. Moguće je i da se zagubi pozitivna potvrda; okvir će se tada svejedno retransmitovati, iako je zapravo ispravno primljen. Zbog ovoga je važno da se okviri numerišu, jer će drugi čvor („prijemni”) duplikat okvira F1 svejedno potvrditi, ali će ga ignorisati pri sastavljanju poruke. Treći scenario ilustruje situaciju u kojoj nema grešaka u prenosu, ali je potvrda ACK1 stigla nakon isteka retransmisionog tajmera. „Predajni” čvor nema načina da to zna, pa će retransmitovati okvir F1. Ponovo, numeracija je bitna da ne bi bilo zabune, iako ne pomaže kod izbegavanja duplog posla.

Vreme je da analiziramo performanse ove procedure. Označimo s P_F verovatnoću da je okvir primljen pogrešno; $1 - P_F$ tada će biti verovatnoća da je primljen ispravno. Verovatnoća događaja da je okvir primljen ispravno iz k -tog pokušaja, $k = 1, 2, \dots$, nakon serije od $k - 1$ retransmisija data je – pogađate – geometrijskom raspodelom:

$$P_k = P_F^{k-1} (1 - P_F).$$



Slika 8.1: *Uz objašnjenje ARQ procedure „stani i čekaj“.*

Ako se retransmisioni tajmer postavlja na T_{rtt} , vreme koje se utroši na ovo slanje biće slučajna promenljiva,

$$T_k = kT_{rtt}.$$

Prosečno trajanje ciklusa slanja – dakle, vreme koje u prosjeku protekne dok se okvir ne bude uspešno poslao – jednak je matematičkom očekivanju ove slučajne promenljive:

$$\overline{T} = \sum_{k=1}^{\infty} T_k P_k = \frac{T_{rtt}}{1 - P_F}.$$

Rezultat ima smisla: ako je $P_F = 0$, potrebno vreme iznosi T_{rtt} , a kada se P_F približava jedinici, teži beskonačnosti.

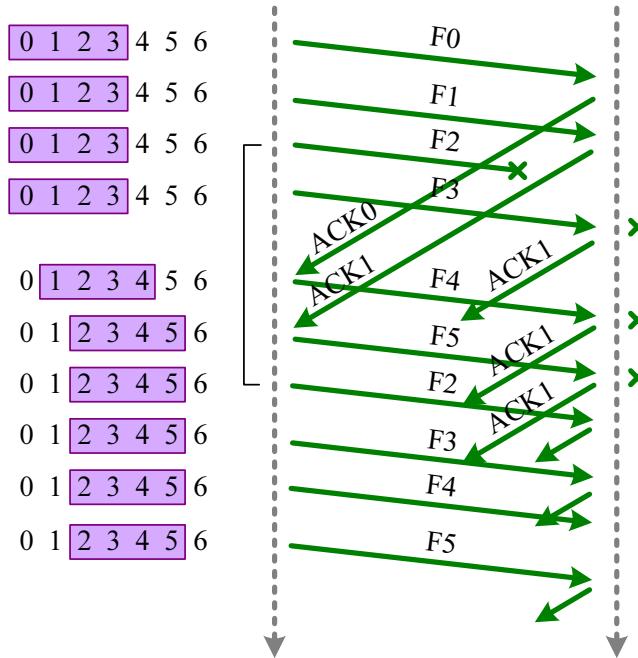
Iskorišćenost kanala za ARQ proceduru „stani i čekaj” sada je

$$U = \frac{T_F}{\bar{T}} = \frac{T_F}{T_F + 2T_p} (1 - P_F) = \frac{1 - P_F}{1 + 2a},$$

gde je a normalizovano kašnjenje.

Vrati se za N : Ovo je prva varijanta procedure s klizećim prozorom. Predajni čvor može, bez čekanja potvrde, emitovati do W okvira, pri čemu očekuje da se oni potvrđuju redosledom kojim su poslati. Ukoliko do isteka retransmisionog tajmera ne bude dobio potvrdu za prvi okvir iz prozora, retransmitovaće i njega i sve ostale. Ako se pitate mora li tako, odgovor je – ne mora, ali tada se neće raditi o proceduri „vrati se za N “ (*go back N*, GBN).

Pogledajmo – i rastumačimo – sliku 8.2. Prepostavljeno je da je otvor prozora $W = 4$, dok su okviri numerisani od nula do šest. U prvoj fazi, „predajna” stanica može



Slika 8.2: Uz objašnjenje ARQ procedure „vrati se za N”.

emitovati okvire F0, F1, F2 i F3, što ona i čini. Pošto do završetka slanja F3 nije stigla potvrda za F0, „predajna” stanica će se zaustaviti; prepoznajete – nadam se – slanje s prekidima.

Okviri F0 i F1 primljeni su ispravno i potvrđuju se, redom, s ACK0 i ACK1. Potvrda ACK0 stiže u propisanom roku; prozor se pomera za jedno mesto udesno, tako da F0 ispada iz njega, a ulazi F4, koji se šalje. Potom stiže i ACK1, pa se prozor pomera tako da ispada F1, a šalje se F5. Do sada je sve u redu.

Da bismo pokvarili idilu, prepostavimo da se F2 zagubio, pa ne stiže do odredišta, ili – ekvivalentno – da stiže, ali s greškom. „Prijemna” stanica neće reagovati. Potom stiže F3. Obratite pažnju: iako je ispravan, „prijemna” stanica će ga odbaciti, jer očekuje da joj okviri stižu onim redom kojim su i poslati. Primila je F0 i F1, sad očekuje F2, a umesto njega, dobila je F3. Na sasvim ispravan F3 koji je došao van redosleda sekvence (*out of order*), „prijemna” stanica će odgovoriti s ACK1 – sa značenjem *potvrđujem prijem F1 i očekujem da mi sad pošalješ F2*.

Do isteka retransmisionog tajmera za F2 (simbol [uz levu vremensku osu) ne stiže potvrda ACK2, pa se retransmituju svi okviri iz prozora – kako problematični F2, tako i F3, F4 i F5, koji su primljeni ispravno, ali van redosleda sekvence, pa ih je „prijemna” stanica odbacila i na svaki od njih odgovorila s ACK1. Retransmitovani okviri će se primiti uspešno i potvrditi, a ponovljene potvrde ACK1 neće izazvati akciju u „predajnoj” stanici.

Pre analize performansi, razmotrimo pitanje numeracije okvira i otvora prozora; za to će najilustrativniji biti konkretan primer. Neka su na raspolaganju $n = 3$ bita za numeraciju. Njima se može označiti $2^n = 8$ okvira; oznake bi išle od nula do sedam i

potom bi se reciklirale. Teorijski, maksimalan otvor prozora bio bi $W = 8$, da se unutar njega ne bi ponovila neka oznaka:

0	1	2	3	4	5	6	7		0	1	2	3	4
---	---	---	---	---	---	---	---	--	---	---	---	---	---

Neka sad stigne potvrda ACK0:

$$\rightarrow \text{ACK0}$$

Ona se, bez ikakve sumnje, odnosi na F0, pa će se prozor pomeriti i poslaće se novi okvir, koji – gle! – takođe ima oznaku nula:

0	1	2	3	4	5	6	7	0	1	2	3	4
---	---	---	---	---	---	---	---	---	---	---	---	---

Ako sada opet bude stigla potvrda ACK0, bićemo u dilemi koji je okvir zapravo potvrđen – da li onaj „stari“ F0, što znači da F1 iz prozora nije primljen ispravno, ili „novi“ F0, što bi predstavljalo kumulativnu potvrdu i za sve pre njega. S ovakvim prozorom, nema načina da to znamo.

Da bi se izbegla ova neodređenost, usvaja se da je maksimalna vrednost otvora prozora

$$W_{max} = 2^n - 1.$$

Sada je vreme za ozbiljniju matematiku – najpre za razjašnjenje misterije broja N iz naziva procedure, a potom i za analizu performansi. Svaka greška uzrokuje retransmisiju N okvira koji su se zatekli u prozoru. Ako se podsetite slika 7.5 i 7.6, videćete da je $N = W$ za slanje s prekidima i $N \approx 1+2a$ za kontinualno slanje (napisao sam približno, jer normalizovano kašnjenje a ne mora biti prirodan broj).

Ako je okvir (preciznije: prvi iz prozora) uspešno primljen iz k -tog pokušaja, ukupan broj okvira koji su se emitovati biće $(k - 1)N + 1$, jer se u seriji od $k - 1$ neuspeha emituje po N okvira iz prozora i potom sledi uspešno slanje prvog, koji je sve vreme bio problematičan. Verovatnoća ovog događaja je $P_F^{k-1} (1 - P_F)$. Prosečan broj okvira koji se emituju nalazimo iz matematičkog očekivanja

$$\mu = \sum_{k=1}^{\infty} ((k - 1)N + 1) P_F^{k-1} (1 - P_F) = \frac{1 + (N - 1)P_F}{1 - P_F}.$$

Za slanje s prekidima, biće

$$\mu = \frac{1 + (W - 1)P_F}{1 - P_F},$$

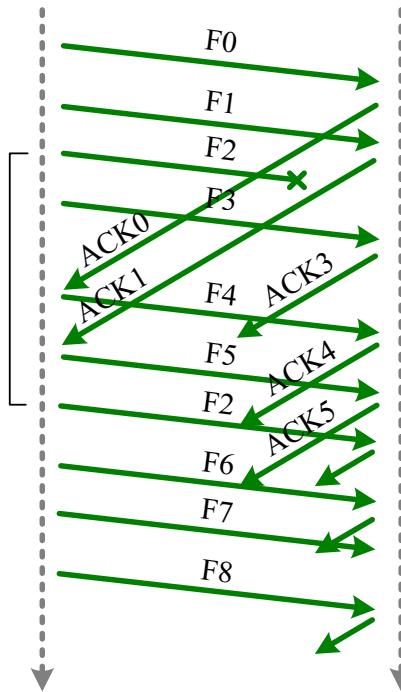
a za kontinualno slanje

$$\mu = \frac{1 + 2aP_F}{1 - P_F}.$$

Trajanje ciklusa slanja, koje je u slučaju kada nije bilo greški (a to je kontrola toka), iznosilo T_{rtt} , sada se uvećava μ puta; iskorišćenost kanala stoga će biti

$$U = \begin{cases} \frac{(1 - P_F)W}{(1 + 2a)(1 - P_F + WP_F)}, & W < 2a + 1 \\ \frac{1 - P_F}{1 + 2aP_F}, & \text{inače} \end{cases}.$$

Selektivno ponavljanje: Ova procedura – u literaturi na engleskom jeziku poznata kao *selective repeat*, SR ili *selective reject* – predstavlja dalju razradu mehanizma s klizećim prozorom. Dok procedura „vrati se za N ” insistira na tome da okviri dolaze redosledom kojim su poslati, ovde to nije bitno, pa će se retransmitovati samo nepotvrđeni okviri. Iako ovo sasvim logično unapređenje može izgledati jednostavno, zapravo je izuzetno složeno za implementaciju. Ukoliko niste ubedjeni, draga čitateljko ili dragi čitaoče, pozivam Vas da pogledate sliku 8.3. Na njoj je ilustrovano ponašanje procedure „selektivno ponavljanje” za scenario dešavanja koji smo prethodno posmatrali u proceduri „vrati se za N ” (slika 8.2).



Slika 8.3: Uz objašnjenje ARQ procedure „selektivno ponavljanje”.

Svaka pozitivna potvrda sada izaziva slanje novog okvira, dok izostanak povlači retransmisiju samo pripadajućeg. Ono što ciljano nisam nacrtao, već prepustam *nevernim Tomama* je sadržaj prozora – odredite ga za svaki korak sa slike, pa će Vam biti jasna opaska o složenosti.

Iz istog razloga, nećemo izvoditi izraz za maksimalni otvor prozora, već Vas molim da prihvativate rezultat

$$W_{max} = 2^{n-1}.$$

Analizu performansi ipak nećemo izbeći. Verovatnoća uspešnog slanja (ili prijema) okvira iz k -tog pokušaja, $k = 1, 2, \dots$ data je – zamislite – geometrijskom raspodelom:

$$P_k = P_F^{k-1} (1 - P_F),$$

dok je prosečan broj pokušaja slanja jednak njenom matematičkom očekivanju:

$$\mathbb{E} K = \sum_{k=1}^{\infty} k P_k = \frac{1}{1 - P_F}.$$

Ovoliko se puta produži ciklus slanja u odnosu na mehanizam kontrole toka s klizećim prozorom; iskorišćenost linka stoga je

$$U = \begin{cases} \frac{(1 - P_F)W}{1 + 2a}, & W < 2a + 1 \\ 1 - P_F, & \text{inače} \end{cases}.$$

ISPITNA PITANJA:

Matematički objasnite proceduru provere ciklične redundantnosti.

Izvedite izraz za maksimalni otvor prozora u ARQ proceduri „vrati se za N ”.

Izvedite izraz za iskorišćenost linka na kome se koristi ARQ procedura „selektivno ponavljanje”.

PREPORUČENI ZADACI IZ ZBIRKE:

5.1–18

9. L2 mrežne tehnologije

Ovo će poglavlje biti sintezno: cilj mi je da Vas, draga čitateljko ili dragi čitaoče, upoznam s najznačajnijim primerima mrežnih tehnologija sloja linka podataka. Konkretno, razmotrićemo PPP, DOCSIS, Ethernet, GEPON, komutatore, VLAN, MPLS, *data centre*, WLAN, WPAN i WNoC.

Tehnologije poput X.25, FR, ISDN i ATM dale su, svaka u svoje vreme, značajan doprinos umrežavanju, te stoga – poput penzionera na proslavi godišnjice firme – zaslužuju da ih pomenemo, što sam upravo i učinio.

Imamo dosta posla, stoga ne gubimo vreme.

PPP: Protokol za komunikaciju tipa „tačka-tačka” (*Point-to-Point Protocol*) opisan je serijom dokumenata organizacije [IETF](#) i razvijen s ciljem da pruži sredstva za enkapsuliranje paketa mrežnog sloja radi njihovog prenosa različitim fizičkim slojevima.

Dokumentom [RFC 1547](#), dati su zahtevi koje ovaj protokol treba da ispunii. U najkraćem:

- treba biti jednostavan – pošto se izvršava na DLL, ne sme biti složeniji od protokola mrežnog sloja (na primer, IP) kojima će pružati servis; to konkretno znači da u njemu nema potrebe za ispravljanjem greške, kontrolom toka, niti za označavanjem sekvence, zbog čega je veća verovatnoća da će različite implementacije protokola biti interoperabilne,
- treba biti transparentan – ne sme postavljati ograničenja pred podatke koji se prenose; moguće tehnike su umetanje bita ili simbola,
- treba omogućiti razgraničavanje okvira i pojedinih polja u njima, što se postiže korišćenjem sekvenci za uokviravanje („flegova”) i poznatim formatom okvira,
- treba omogućiti efikasno korišćenje kapaciteta linka, što implicira mali *overhead*,
- obrada okvira treba biti efikasna, što implicira njegov jednostavan format,
- treba omogućiti multipleksiranje protokola viših slojeva, što će se postići namenskim poljem u zaglavljaju okvira,
- treba omogućiti detekciju (ne i korekciju) greške, što će se izvesti proverom ciklične redundantnosti.

U specifikaciji protokola (dокумент [RFC 1661](#)), najveća pažnja se posvećuje pitanjima enkapsuliranja i kontrole linka. Nas više interesuje format okvira, slika [9.1](#), koji je preuzet iz [HDLC](#) i razrađen u dokumentu [RFC 1662](#).

TERMINOLOŠKA NAPOMENA

U dokumentima IETF razlikuju se *datagram*, *okvir* i *paket*. *Datagram* je jedinica podataka mrežnog sloja, na primer IP datagram. *Okvir* je jedinica podataka sloja linka podataka i – citiram – „može imati zaglavje i/ili začelje, uz još neke podatke”. *Paket* je osnovna jedinica enkapsuliranja, koja prolazi kroz granicu mrežnog sloja i sloja linka podataka. Paket se obično mapira (preslikava) u okvir, osim kad se na DLL primenjuje segmentiranje, ili kada se više paketa objedinjava u jedan okvir.



Slika 9.1: Format okvira u PPP.

Okvir počinje i završava sekvencama za razgraničenje (FLAG), 0111 1110; potom sledi adresno polje (ADR) u koje se upisuje 1111 1111. Primetimo da je adresiranje u komunikaciji „tačka-tačka” samo formalno, jer nema dileme oko toga ko je primalac. Adresno polje, baš kao i ostala, ovde je zadržano radi kompatibilnosti s HDLC. CF je kontrolno polje, i, iz istog razloga, u njega se upisuje 0000 0011.

Polje PROTOCOL dužine je osam ili šesnaest bita i označava kom se protokolu pruža servis, to jest čiji se datagram enkapsulira u polje korisnog sadržaja (DATA). Ukoliko za tim ima potrebe, potonje polje može se dopuniti nulama do neke predefinisane dužine; ova tehnika se naziva *padding* i primenjuje se onda kada je broj korisnih bita koje treba preneti manji od minimalne dužine polja korisnog sadržaja.

Polje FCS (*frame check sequence*) predstavlja rezultat provere ciklične redundantnosti. Dužine je 16 b (podrazumevano) ili 32 b (opciono), što se određuje pregovaranjem (*negotiation*) u sklopu kontrole linka.

Ako se dva okvira šalju bez pauze, nakon polja FCS prvog okvira emituje se samo jedan FLAG, koji razgraničava okvire, pa se odmah prelazi na emitovanje adresnog polja drugog okvira.

Od naročitog značaja danas je [PPPoE](#) (*PPP over Ethernet*), protokol za enkapsuliranje PPP okvira u Ethernet pakete. Primenu je našao u tehnologijama digitalne pretplatačke linije (DSL – *digital subscriber line*), gde omogućava komunikaciju „tačka-tačka” između uređaja u telefonskoj centrali (DSLAM – *digital subscriber line access multiplexer*) i kućnog „modema”.

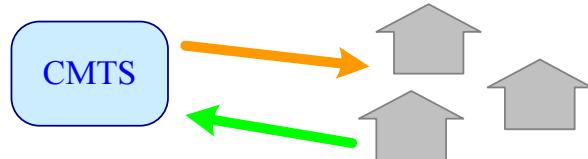
DOCSIS: *Data-Over-Cable Service Interface Specifications* je standard za takozvani

kablovski internet, odnosno pristup internetu preko infrastrukture KDS. U trenutku pisanja ove knjige, aktuelna je verzija 3.1.

TERMINOLOŠKA NAPOMENA

Verzije standarda označavaju se skraćeno slovom „D” i brojem. D3 tako je oznaka treće verzije.

U cilju smanjenja troškova, ostvaruje se kompatibilnost naniže (s prethodnim verzijama), što omogućava etapnu izgradnju sistema i koegzistenciju s analognim servisima. Pošto se izvršava u kablovskom distributivnom sistemu, DOCSIS je optimizovan za topologiju razgranatog stabla i HFC. Na strani operatora nalazi se CMTS (*cable modem termination system*), dok se kod korisnika nalaze kablovski modemi (slika 9.2).



Slika 9.2: Uz objašnjenje DOCSIS mreža.

U ranijim verzijama standarda, na podslolu MAC su se koristile skoro sve tehnike koje smo učili – direktni (*downlink*) i povratni smer prenosa (*uplink*) bili su razdvojeni na principu FDMA, dok je povratni link koristio i TDMA; kablovski modemi su se po principu slučajnog pristupa nadmetali (i sudarali), dok im je CMTS arbitražom dodeljivao vremenske slotove. U aktuelnoj verziji, primenjen je višestruki pristup s ortogonalnom frekvenčijskom raspodelom kanala (OFDMA – *orthogonal frequency division multiple access*).

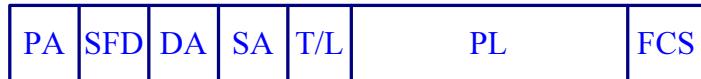
Ethernet: Najznačajnija L2 tehnologija je Ethernet, opisan standardom IEEE 802.3. U doba nastanka, Ethernet nije bio ni jedina, ni najbolja mrežna tehnologija; ozbiljnog konkurenta imao je u prstenastim mrežama sa žetonom. Koji su, onda, razlozi za njegov uspeh? Najpre, to je jednostavnost u odnosu na konkurente; dalje, od starta je bio korektan – ne i najviši – protok po niskoj ceni. Zbog svega toga ga je tržište primetilo, javila se potražnja za opremom, na koju su proizvođači reagovali većim serijama i obaranjem cena; time se zatvorio začaran krug, koji je uskoro potisnuo konkurenčne tehnologije.

Začetak EtherNET-a vezuje se za početak sedamdesetih godina XX veka, dok se kao njegov tvorac navodi Robert Metcalfe (1946–).

Format Ethernet paketa dat je na slici 9.3.

TERMINOLOŠKA NAPOMENA

Novije verzije standarda prave razliku između Ethernet *paketa* i *okvira*; potonji je samo jedan deo paketa.



Slika 9.3: Uz objašnjenje formata Ethernet paketa.

Paket počinje preambulom (PA – *preamble*) koja se sastoji od sedam identičnih bajtova (okteta) 1010 1010. Preambula prijemniku „najavljuje” dolazak paketa i omogućava mu da sinhronizuje svoj generator takta na takt dolazne povorke bita.

Označavač početka okvira (*start-of-frame delimiter*, SFD) je sekvenca dužine jednog bajta, 1010 1011, koja ukazuje na to da se završava proces sinhronizacije i da sledi netrivijalni deo paketa – okvir.

Adresa odredišta, (*destination address*, DA) i adresa izvořišta, (*source address*, SA) dužine su po šest bajtova i ukazuju redom na to kojoj je stanicu namenjen paket i koja ga stаница šalje. Adresa se često zapisuje u heksadecimalnom obliku, pri čemu se bajtovi razdvajaju crticom (npr. E6-E9-00-17-BB-4B). Adresa „sve jedinice” (FF-FF-FF-FF-FF-FF) rezervisana je za širokodifuziju i ne dodeljuje se stanicama u mreži.

TERMINOLOŠKA NAPOMENA

Adresa o kojoj se ovde govori odnosi se na podsloj MAC, pa se naziva *MAC adresom*. U praksi se sreću i izrazi *LAN adresa*, kao i *fizička adresa*.

Polje T/L (*type/length*) dužine je dva bajta i danas označava protokol mrežnog sloja, čiji se podaci prenose.

Polje korisnog sadržaja (*payload*, PL) je promenljive dužine, od 46 do 1500 bajtova. Ukoliko je broj korisničkih bajtova koje treba preneti jednim paketom manji od 46, primeniće se *padding*, pa će se korisnički podaci dopuniti nulama do dužine od 46 B.

Polje FCS čine četiri bajta dobijena proverom ciklične redundantnosti, polinomom CRC-32 ($x^{32} + x^{26} + x^{23} + x^{22} + x^{16} + x^{12} + x^{11} + x^{10} + x^8 + x^7 + x^5 + x^4 + x^2 + x + 1$). Ostatak pri deljenju se invertuje i upisuje u ovo polje.

Minimalan razmak između dvaju Ethernet paketa iznosi 12 bajtova, što se naziva IPG (*interpacket gap*), ranije *interframe gap*, IFG.

Ukoliko ste pažljivo pratili gornji tekst, neće Vam predstavljati problem da zaključite da se dužina Ethernet paketa kreće u opsegu od 72 B do 1526 B.

Ethernet je razvijen za topologiju magistrale, s procedurom CSMA/CD za kontrolu pristupa. U slučaju detekcije sudara, stanice se povlače na slučajno izabrano vreme, koje se bira po takozvanom *binary exponential backoff* algoritmu: ako je registrovano n sukcesivnih sudara, iz skupa $\{0, 1, 2, \dots, 2^n - 1\}$, $n \leq 10$ bira se broj K i potom čeka $K \cdot 512 T_b$, gde je T_b trajanje jednog bita (bitskog intervala). Motivacija za ovakvo rešenje je da se u slučaju ponovljenih sudara stanicama omogući izbor kašnjenja iz šireg intervala, da bi se prekinuo niz neuspeha.

Ethernet nudi servis bez uspostave veze (CL), pa u njemu nema „rukovanja” niti dogovaranja parametara komunikacije. Servis je i nepouzdan, jer nema garancija da će se paket isporučiti – ukoliko je provera ciklične redundantnosti na prijemu negativna, paket će se odbaciti, bez obaveštavanja pošiljaoca ili entiteta kome je bio namenjen. Pre nego što budete skloni konstataciji da to ništa ne valja, podsećam Vas, draga čitateljko ili dragi čitaoče, da je zbog ovoga Ethernet jednostavan – i jeftin. U tehnici i u životu, sve ima svoju cenu.

Standard IEEE 802.3 obuhvata specifikaciju fizičkog sloja i sloja linka podataka. Pregled nekih važnijih varijanti dat je u tabeli 9.2.

Tabela 9.2: Važnije varijante Etherнетa.

oznaka	sredina	topologija
10BASE5	coax, 50Ω	magistrala
10BASE2	coax, 50Ω	
10BASE-T	UTP Cat3	
100BASE-TX	UTP Cat5	
100BASE-T4	UTP Cat3	
1000BASSET	UTP Cat5E	zvezda
10GBASE-T	UTP Cat5E	
:	:	
100GBASE-ER4	SMF	

Varijante Etherнетa se označavaju po sledećoj shemi: broj na početku označava protok u Mb/s; potom sledi slovna oznaka „BASE”, koja naglašava činjenicu da se u Etherнетu ne koriste modulacije, već se digitalni signal prenosi u osnovnom opsegu. Završni deo oznake specificira sredinu za prenos; npr. „T” označava kabl s upredenim paricama.

Prva šire primenjena varijanta Etherнетa bio je tzv. debeli (*thick*) Ethernet, 10BASE5, koji je koristio koaksijalne kablove RG-8 s ojačanim opletom; usledila je verzija 10BASE2 („tanki“ Ethernet), u kojoj su primenjeni kablovi RG-58. U oba slučaja, radilo se o topologiji magistrale. Prelazak na UTP kablove i topologiju zvezde (10BASE-T) predstavljao je iskorak koji je doprineo daljoj afirmaciji tehnologije. Iz ovog doba potiču

takozvane *dual Phy* mrežne kartice, slika 9.4, koje podržavaju i 10BASE2 i 10BASE-T.



Slika 9.4: „*Dual Phy*“ Ethernet mrežna kartica.

Najprisutnija varijanta u LAN dugo je bio 100BASE-TX, tzv. brzi (*fast*) Ethernet, koji nudi protok od 100 Mb/s po kablovima s upredenim paricama. Ovde je primenjen lininski kod MLT-3, koji funkcioniše na sledećem principu: na liniji su moguće tri vrednosti napona, $-U$, 0 i $+U$. Bit „0“ znači da se na liniji zadržava tekuća vrednost napona, dok bit „1“ znači promenu stanja – ako je ranije bilo $-U$ ili $+U$, nova vrednost će biti 0, dok se stara nula sada zamenjuje s $-U$ ili $+U$, u skladu s principom alternativne promene znaka (AMI, *alternating mark inversion*). Danas se sve više koriste mrežne kartice koje uz ovaj standard podržavaju i tzv. gigabit Ethernet, 1000Baset.

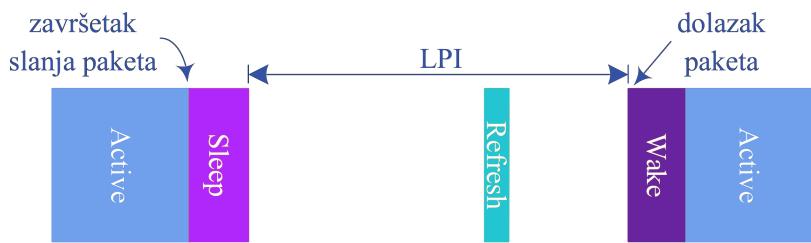
Za još veće protoke, kao sredina za prenos se koriste monomodna optička vlakna (SMF, *single-mode fiber*).

Uporedimo Ethernet nekad i sad. Izvorno, koristila se topologija magistrale, višestruki pristup se rešavao pomoću CSMA/CD, ali su se svejedno javljali sudari. Danas, koristi se topologija zvezde, pri čemu je mrežni stožer Ethernet komutator; u komutiranoj zvezdi nema sudara, pa nema potrebe ni za posebnom kontrolom pristupa sredini za prenos. Reklo bi se da prvobitni i moderni Ethernet nemaju ništa zajedničko. Je li to zaista tako? Nije, ono što je ostalo kao konstanta kroz brojne varijante Etherneata je format paketa; zbog njega možemo govoriti da se radi o kontinuitetu jedne tehnologije, a ne o disjunktnim varijantama.

Naročito značajno unapređenje Etherneata je tzv. energetski efikasan Ethernet (EEE, *energy efficient Ethernet*). Naime, informaciono-komunikacione tehnologije su veliki potrošač električne energije; po emisiji ugljendioksida, u rangu su s međunarodnom aviosobraćajem (pre korona-krize, dakako, sada su ga nadmašile). Iako Ethernet linkovi pojedinačno ne troše mnogo – snaga novijih interfejsa je reda 1 W – njihov broj

je ogroman, pa u zbiru i te kako doprinose potrošnji. Zbog toga je formirana specifikacija energetski efikasnog Etherneta (IEEE 802.3az), koja je, u međuvremenu, postala integralni deo osnovnog standarda.

Ideja energetski efikasnog Etherneta je da se uvede neaktivno stanje (*low power idle*, LPI), u kome se isključuju nepotrebni elektronski sklopovi, prvenstveno u predajniku, čime se smanjuje potrošnja energije. Na slici 9.5, ilustrovan je tipičan scenario dešavanja.



Slika 9.5: Uz objašnjenje energetski efikasnog Etherneta.

Kada predajnik bude ostao bez paketa za slanje, preći će iz aktivnog stanja u LPI; snaga koja se angažuje u njemu tipično iznosi 10% snage iz aktivnog režima. Link ostaje u neaktivnom stanju sve do dolaska novog paketa, koji će ga „probuditi”. Ukoliko LPI traje duže, s ciljem održanja sinhronizacije mogu se poslati tzv. *refresh* paketi. Primetimo da „uspavljivanje” i „buđenje” nisu trenutni, već je neophodno da se završe prelazni režimi (tranzijenti) u elektronskim sklopovima.

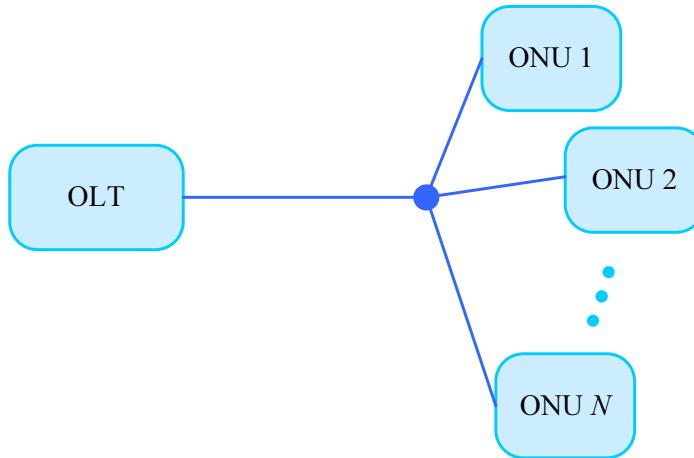
GEPON: Gigabit Ethernet pasivne optičke mreže (*gigabit Ethernet passive optical networks*) prvo bitno su opisane standardom IEEE 802.3av, koji je – poput standarda za energetski efikasnu varijantu – postao integralni deo specifikacije Etherneta. Ova tehnologija nalazi primenu u realizaciji pristupnih mreža, kao jedna od varijanti koncepta *Ethernet in the first mile*; nudi protok do 10 Gb/s u oba smera prenosa, pri čemu je amandmanom IEEE 802.3ca predviđena mogućnost protoka i do 50 Gb/s u oba smera, na rastojanjima od barem 20 km.

Organizacija GEPON prikazana je na slici 9.6. Radi se o jednostavnoj topologiji stabla, čiji koren predstavlja optički linijski terminal (OLT – *optical line terminal*) na lokaciji operatora, dok listove predstavljaju optičke mrežne jedinice (ONUs – *optical network units*) na lokacijama korisnika. U podstanici, koja predstavlja tačku razgranavanja mreže, smešten je pasivni optički razdelnik/sabirač snage. Optičko vlakno koje spaja OLT s tačkom razgranavanja naziva se „feeder”, dok se vlakna kojima se tačka razgranavanja spaja s ONU uređajima nazivaju „drop”.

TERMINOLOŠKA NAPOMENA

Optička mreža je *pasivna* ako ne sadrži aktivne elemente – pojačavače ili konvertore talasnih dužina – osim na strani operatora.

ONU uređaji predstavljaju korisničke stanice u mreži. Da bi se omogućila delimična



Slika 9.6: Topologija GEPON mreže.

kompatibilnost sa starim standardom 802.3ah (EPON), standard 802.3av podržava tri vrste optičkih mrežnih jedinica – „stare”, s protokom od 1 Gb/s u oba smera, „mešane”, s protokom od 1 Gb/s u smeru naviše i 10 Gb/s u smeru naniže i „nove”, s protokom od 10 Gb/s u oba smera.

Komutatori: Ovi mrežni uređaji prosleđuju saobraćaj s dolaznih linkova na odgovarajuće odlazne; pri tome su transparentni – nevidljivi – za hostove i rutere.

Pošto je Ethernet dominantna tehnologija drugog sloja, razmotrićemo detaljnije Ethernet komutatore. U obradi paketa, oni obavljaju funkcije filtriranja i prosleđivanja. Prva daje odgovor na pitanje treba li paket proslediti na neki interfejs, ili ga odbaciti, a druga na koji interfejs treba propustiti paket, ako se on ne odbacuje.

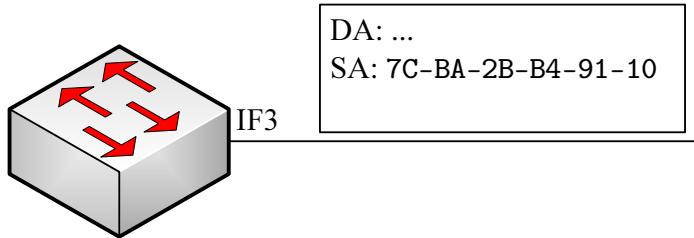
Zapamtite: u komutiranim mrežama, ako su realizovane *lege artis*, nema sudara.

Komutator vodi tabelu komutiranja ili prosleđivanja (*switching/forwarding table*). Unos u ovoj tabeli sadrži podatke o MAC adresi hosta, interfejsu komutatora na koji je taj host povezan, kao i o vremenu kada je unos ažuriran, na primer:

Adresa	Interfejs	Vreme
62-FE-F7-11-89-A3	1	9:32
7C-BA-2B-B4-91-10	3	9:36
:		

Tabela komutiranja se popunjava automatski, dinamički i autonomno, po principu *self-learning*; komutatori su stoga *plug and play* uređaji – ne zahtevaju posebno konfigurisanje.

Da bismo objasnili *self-learning* i popunjavanje tabele komutiranja, posmatrajmo sliku 9.7. Na njoj je ilustrovan komutator (uočite njegov simbol) i „zumiran” je interfejs IF3.



Slika 9.7: Uz objašnjenje popunjavanja tabele komutiranja.

Ako na ovaj interfejs dolazi Ethernet paket s adresom nekog odredišta (DA) i adresom izvorišta (SA) 7C-BA-2B-B4-91-10 šta iz toga možemo zaključiti? Nadam se da Vam se odgovor jasno nameće: možemo zaključiti da je na interfejs IF3 priključen uređaj čija je MAC adresa upravo 7C-BA-2B-B4-91-10. Eto podatka za tabelu komutiranja. Kada kasnije u ovaj komutator bude stigao paket koji treba isporučiti na odredište 7C-BA-2B-B4-91-10, znaće da ga treba proslediti na treći interfejs.

Razmotrimo detaljnije kako komutator koristi tabelu komutiranja:

1. Ako u njoj nema unosa sa željenom adresom odredišta, paket će se proslediti na sve interfejsе, osim na onaj s kog je došao. Komutator, naime, zaključuje da još nije naučio gde se nalazi traženi uređaj, pa paket za njega šalje svima – izuzev onima koji su ga poslali – u nadi da će doći do odredišta.
2. Ako unos postoji, ali ukazuje na interfejs po kome je paket došao, komutator će zaključiti da je odredište paketa u segmentu LAN iz koga je on prispeo, pa će ga filtrirati (odbaciti).
3. Ako postoji unos, koji je uz to i različit od dolaznog interfejsa, paket će se proslediti ka odredištu na koje taj unos ukazuje.

U priči s komutatorima ipak nije sve tako idealno; opisaću scenario mrežnog napada na sloju linka podataka, koji se naziva *switch poisoning*. Nije mi cilj da podstičem destruktivne aktivnosti, već, naprotiv, da ukažem na problem sigurnosti i zaštite u telekomunikacionim mrežama.

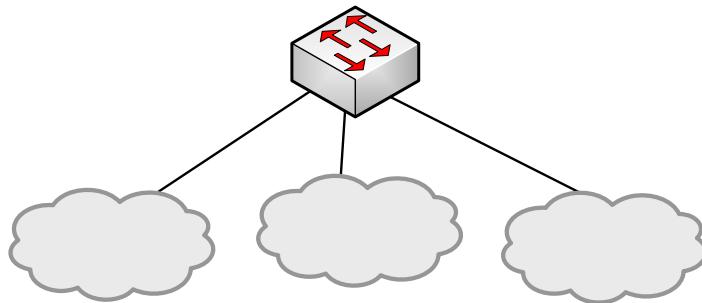
Napad se odvija u sledećim koracima:

- Napadač generiše ogroman broj paketa s lažnim adresama izvorišta,
- Tabela počinje da se popunjava ovim unosima, jer su lažne adrese nove; pošto je tabela ograničenog kapaciteta, u nekom trenutku, svi unosi će odgovarati lažnim adresama,
- Novopridošli paketi koji potiču od legitimnih korisnika sada potпадaju pod pravilo 1. i prosleđuju se svima, pa i napadaču.

Na taj način, napadač stiže pristup podacima legitimnih korisnika.

Šta je rešenje za ovaj napad? U mreži ne treba koristiti isključivo komutatore.

Virtuelne lokalne mreže: Lokalne mreže, naročito korporacijske, često se organizuju hijerarhijski – svako odeljenje ima svoju mrežu, a one su, pre pojave rutera, bile povezane preko nadređenog komutatora, slika 9.8.



Slika 9.8: Uz objašnjenje koncepta virtuelne lokalne mreže (VLAN).

Kao mane ovakve koncepcije, navode se nemogućnost izolovanja saobraćaja – paketi jednog odeljenja lako mogu završiti u svim ostalim – zatim neefikasno korišćenje komutatora i vezanost korisnika za fizičku infrastrukturu. Jedno od rešenja je da se na konfigurabilnim komutatorima organizuju različite virtuelne lokalne mreže po zajedničkoj fizičkoj infrastrukturi, tako što administrator mreže dodeljuje interfejs komutatora pojedinim VLAN. Ovaj koncept podržan je standardom IEEE 802.1Q, kojim se definiše proširenje zaglavlja Ethernet paketa kao na slici 9.9.



Slika 9.9: Format paketa po standardu IEEE 802.1Q.

Dva dodatna polja, koja se umeću između adrese izvořišta i tipa, redom su:

- TPID (*tag protocol identifier*), koje je dužine 2 B i čija heksadecimalna vrednost 0x8100 ukazuje na to da se radi o 802.1Q paketu i
- TCI (*tag control information*), dužine takođe 2 B, pri čemu prva četiri bita označavaju prioritet paketa i njegovu podložnost odbacivanju u slučaju zagušenja u mreži, a preostalih dvanaest predstavljaju identifikaciju virtuelne lokalne mreže.

MPLS: Rutiranje (na sloju mreže) isključivo se zasniva na adresi odredišta (u literaturi na engleskom jeziku se kaže da je *destination-based*). Pri tome, obrada zaglavla IP paketa u ruterima je zahtevna po pitanju procesorskih i memorijskih resursa. Višeprotokolska komutacija labela (MPLS – *multiprotocol label switching*) uvodi labele fiksne dužine s ciljem unapređenja brzine rada rutera. Koncept je preuzet iz virtuelnih kola i realizuje se na sledeći način: na ulazu MPLS mreže nalazi se ulazni ruter (*ingress router*), koji između zaglavla L2 i enkapsuliranog L3 paketa umeće kratku MPLS labelu, slika 9.10. Ova labela važi unutar MPLS mreže i tranzitni ruteri (*label switch routers*, LSR) odluku o rutiranju donose samo na osnovu nje, a ne i zaglavlja IP paketa. Izlazni ruter (*egress router*) ukloniće labelu kada paket bude napuštao MPLS mrežu.

Zaglavje PPP ili Ethernet okvira	Labela	Exp	S	TTL	Zaglavje IP datagrama	Ostatak okvira DLL
-------------------------------------	--------	-----	---	-----	--------------------------	-----------------------

Slika 9.10: Format MPLS paketa.

Zbog toga što se labela dodaje između zaglavja drugog i trećeg sloja, MPLS se – baš kao i PPPoE – naziva tehnologijom sloja 2,5.

Sva dodatna polja, koja su na slici 9.10 osenčena, nazivaju se MPLS labelom. Prvih dvadeset bita predstavljaju vrednost labele, a posle njih slede tri bita za označavanje klase saobraćaja; ovo polje se ranije označavalo kao eksperimentalno („Exp”), tj. rezervisano za buduće primene. Polje „S”, dužine jednog bita, primenjuje se kod tzv. stekovanja labela. Konačno, osam bita u polju „TTL” (*time to live*) označavaju „rok trajanja” labele.

MPLS nalazi primenu u inženjeringu saobraćaja (*traffic engineering*) i realizaciji virtuelnih privatnih mrež (*virtual private networks*, VPNs). Prvo omogućava da se paketi do istog odredišta šalju po različitim putanjama, a drugo da se formira ekvivalent virtuelnog kola kojim se saobraćaj jednog para čvorova šalje po istoj putanji kroz mrežu.

Data centri: Centri za skladištenje i obradu podataka velikih kompanija obuhvataju i po nekoliko stotina hiljada servera. Pitanja njihovog napajanja električnom energijom, klimatizacije i umrežavanja predstavljaju prvakasne inženjerske probleme; mi ćemo se, u skladu s temom ove knjige, osvrnuti na poslednje.

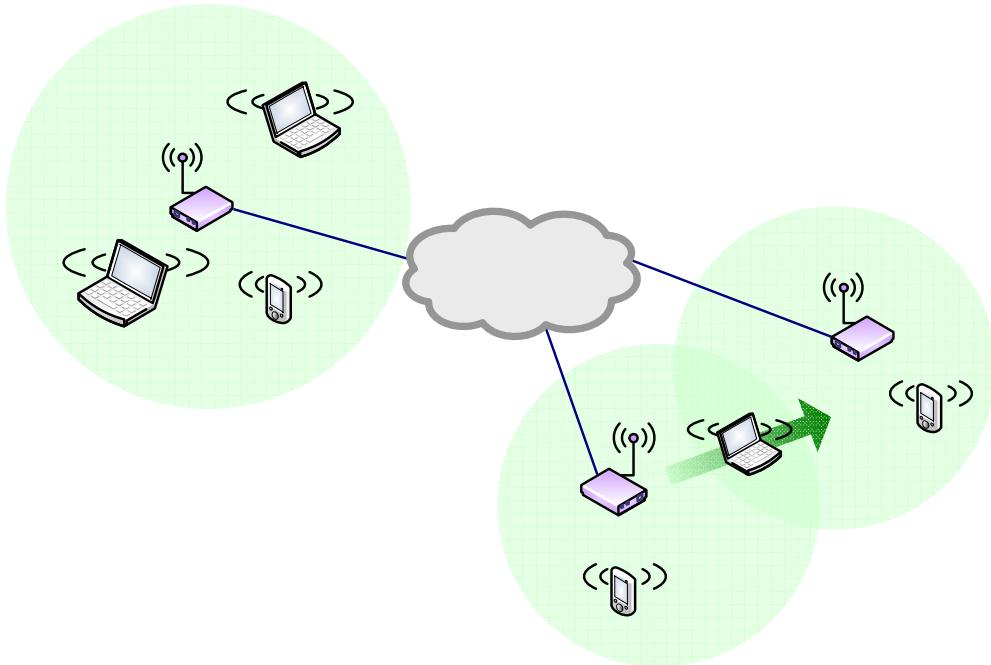
TERMINOLOŠKA NAPOMENA

Za *data centre* se koristi i izraz „farme servera“ (*server farms*).

Serveri se smeštaju u ormane koji se nazivaju rekovi (*racks*) i umrežavaju preko takozvanih ToR komutatora; njihov naziv potiče odатle jer se fizički smeštaju na vrh reka (*top of rack*). ToR komutatori potom se uzajamno povezuju bilo neposredno, bilo preko nadređenih komutatora i rutera. Prednost se danas daje potpuno povezanim toplogijama, umesto hijerarhijskih.

U cilju povećanja otpornosti na otkaze, uvodi se redundansa u vidu udvojenih uređaja i/ili linkova. Ispituje se i mogućnost modularne realizacije centra, transportnim kontejnerima koji se na lokaciji centra slažu jedan uz drugi. Oprema u kontejneru ne bi se popravljala, već bi se kontejner koji je ispašao iz pogona izvadio, a na njegovo mesto bi se stavio novi. Još dva aktuelna istraživačka polja vezana za ovu oblast su energetski efikasno rutiranje i razvoj sveoptičkih (*all-optical*) mreža, u kojima će i komutacija biti na nivou optičkog signala.

WLAN: Na slici 9.11 ilustrovani su elementi bežične lokalne mreže (*wireless local area network*).



Slika 9.11: Uz objašnjenje WLAN.

U primeru sa slike, bežična konektivnost se ostvaruje preko pristupnih tačaka ili baznih stanica; ovakve se mreže nazivaju infrastrukturnim. Moguće je i drugačiji scenario, u kome se korisnici „dogovore” da jedni drugima pruže servis; ovo su *ad hoc* mreže. Još jedna klasifikacija razmatra to koliko bežičnih linkova poruke prelaze na putu do pristupne tačke (u infrastrukturnim), ili odredišta (*ad hoc*), pa se tako govorи o *single-hop* i *multi-hop* mrežama; u potonjim, primenjuju se tranzitne – relajne stanice, bilo kao deo infrastrukture bežične mreže, bilo u vidu drugih terminala.

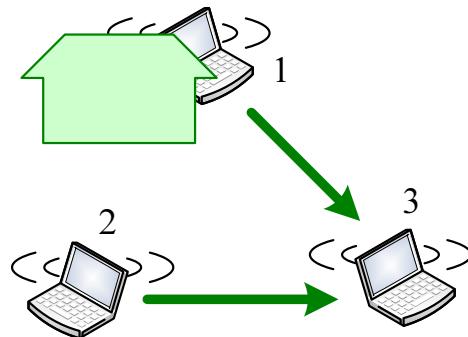
TERMINOLOŠKA NAPOMENA

„Ad hoc“ je latinski izraz koji znači *zbog ovog* ili *za ovu svrhu*: korisnici se dogovore da formiraju mrežu samo za svrhu komuniciranja u datom delu prostora.

U infrastrukturnim mrežama, svaka pristupna tačka pruža servis unutar svoje servisne zone. Terminali prilikom kretanja mogu preći iz servisne zone jedne pristupne tačke u zonu druge, što se naziva *handoverom*.

Podsetimo se stohastičke prirode radio kanala: pored efekata propagacije, uključujući i prostiranje po više putanja (*multipath propagation*), u njemu je izražena i interferencija. Relacija radio „vidljivosti“ nije tranzitivna, za šta primer pruža problem skrivenog terminala (slika 9.12). Terminali 1 i 3, te 2 i 3 mogu da uzajamno komuniciraju, ali 1 i 2, zbog postojanja prepreke, ne mogu. Terminal 1 je skriven za terminal 2, iako se njihovi paketi mogu sudsuditi u zoni terminala 3.

Trenutno najpopularniji standard za bežične lokalne mreže je [IEEE 802.11](#), poznat i kao Wi-Fi. Tehnički parametri nekoliko njegovih varijanti navedeni su u tabeli 9.3.

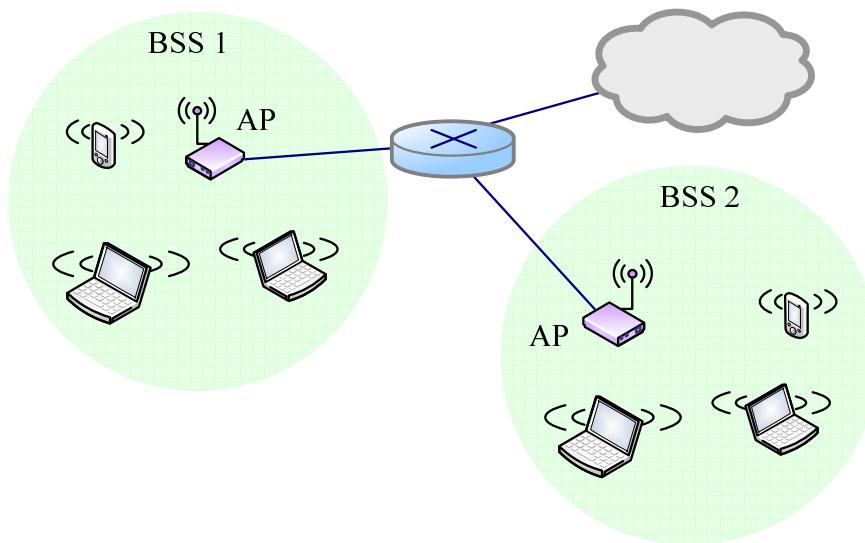


Slika 9.12: Uz objašnjenje skrivenog terminala.

Tabela 9.3: Parametri standarda IEEE 802.11.

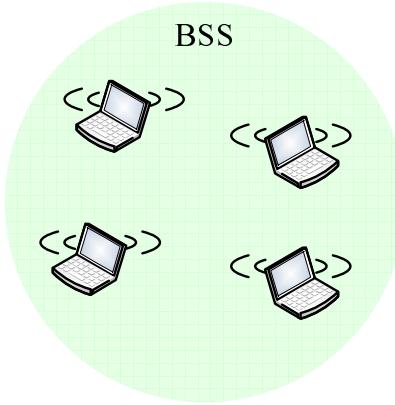
Varijanta	Frekvencijski opseg	Protok
802.11a	od 5,1 GHz do 5,8 GHz	do 54 Mb/s
802.11b	od 2,4 GHz do 2,485 GHz	do 11 Mb/s
802.11g	2,4 GHz	do 54 Mb/s
802.11n	2,4 GHz ili 5 GHz	do 135 Mb/s
802.11ac	5 GHz	do 780 Mb/s

Standard propisuje mogućnost rada kako u infrastrukturnom (slika 9.13), tako i u *ad hoc* režimu (slika 9.14). U oba slučaja, gradivna jedinica mreže je osnovni skup servisa (BSS – *basic service set*); u infrastrukturnoj mreži pruža ga pristupna tačka (AP – *access point*), a u *ad hoc* umreženi korisnici.



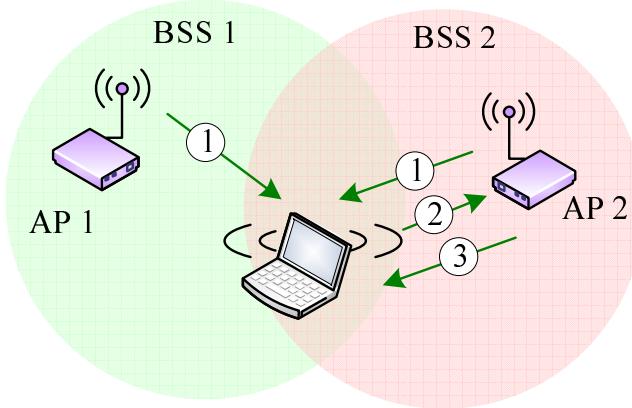
Slika 9.13: IEEE 802.11 infrastrukturna mreža.

Svaka pristupna tačka ima svoj jedinstveni identifikator (SSID – *service set identifier*), koji nam je poznat kao „naziv mreže” iz menija za povezivanje. Pristupna tačka povremeno emituje tzv. *beacon* okvire, koji sadrže podatke o njenoj SSID i MAC adresi. Terminali koriste ove okvire da bi se prijavili na mrežu, što se naziva skeniranjem.



Slika 9.14: IEEE 802.11 ad hoc mreža.

Na slici 9.15, ilustrovano je pasivno skeniranje. Ovde najpre pristupne tačke šalju svoje *beacon* okvire (1), potom terminal bira mrežu kojoj će poslati zahtev za asocijaciju (2), na koji izabrana mreža odgovara (3).



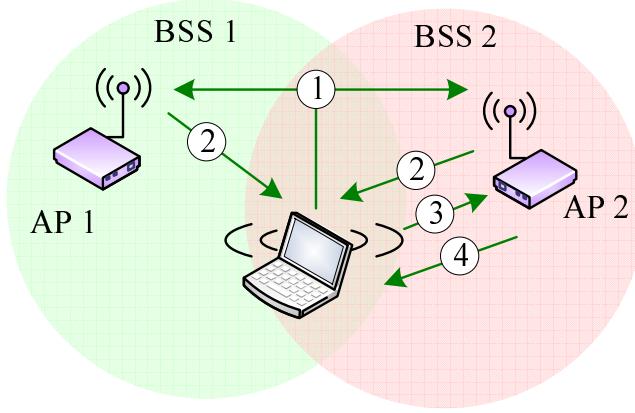
Slika 9.15: Pasivno skeniranje u IEEE 802.11.

Kod aktivnog skeniranja (slika 9.16), terminal prvo emituje širokodifuzni zahtev za sondiranje (1), na koji pristupne tačke odgovaraju (2). Terminal potom bira mrežu kojoj će uputiti zahtev za pridruživanje (3) i u poslednjem koraku, dobija odgovor na njega (4).

Primetimo da algoritam po kome će terminal izabrati mrežu kojoj će poslati zahtev za asocijaciju nije deo standarda; izbor može zavisiti od administrativnih parametara, npr. preplate, ali i od nivoa signala pristupnih tačaka.

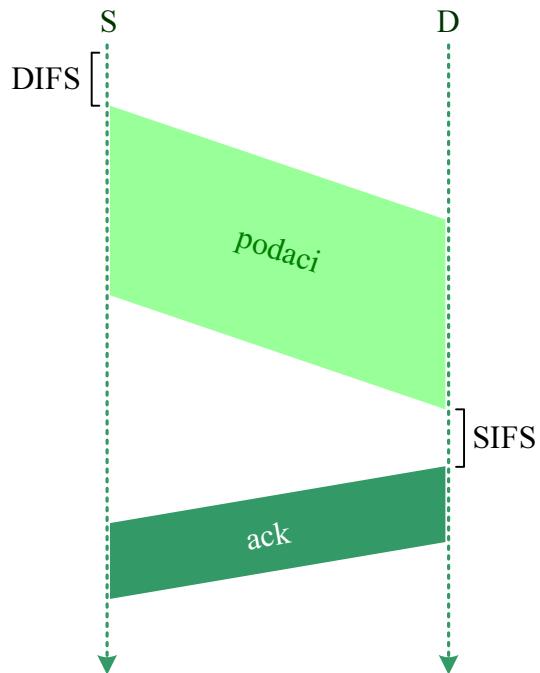
Za kontrolu pristupa sredini za prenos, koristi se protokol CSMA/CA – višestruki pristup s osluškivanjem nosioca i izbegavanjem sudara (*carrier sense multiple access with collision avoidance*). Zbog postojanja skrivenih terminala, odustalo se od detekcije sudara, čime je ujedno oprema postala jeftinija; sudar se izbegava, ali ne detektuje, te će se sudareni okviri poslati kompletни.

Protokol se izvršava u sledećim koracima (slika 9.17):



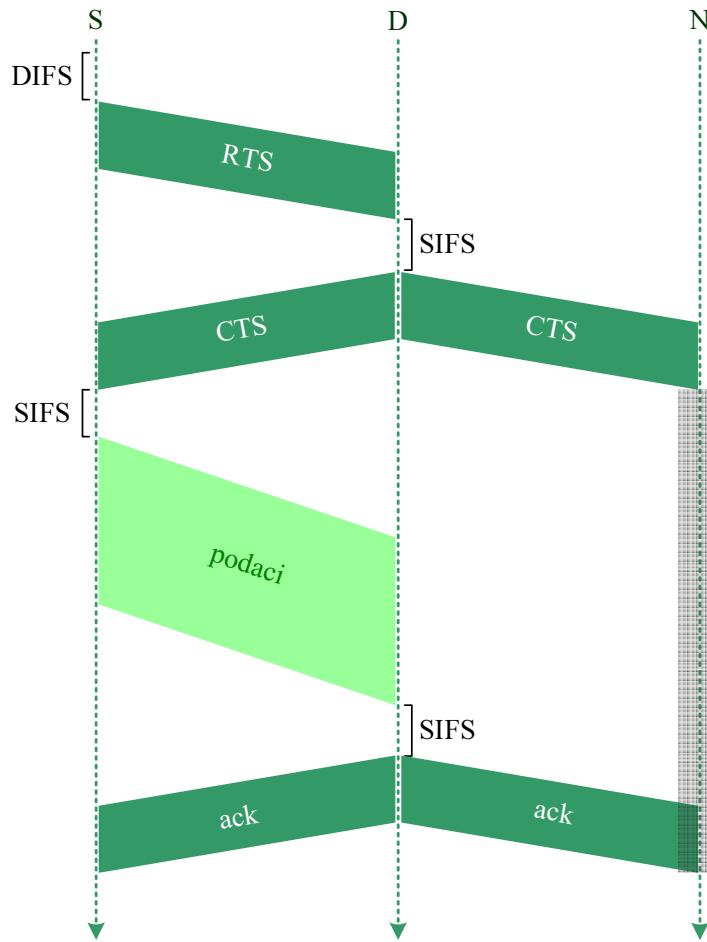
Slika 9.16: Aktivno skeniranje u IEEE 802.11.

1. Ako je kanal slobodan, okvir se emituje posle isteka vremena DIFS (*distributed interframe space*);
2. Ako je kanal zauzet, čeka se da se oslobodi i potom se odbrojava slučajno izabranu vreme;
3. Po isteku ovoga vremena, emituje se okvir i čeka potvrda prijema – odredišna stanica će je poslati posle SIFS (*short interframe space*);
4. Kada se dobije potvrda, pošiljalac zaključuje da je okvir stigao do odredišta. Ukoliko ima još okvira za slanje, vraća se na korak 2. Ukoliko se potvrda ne bude primila, vraća se na korak 2 i pokreće retransmisiju s tim što vreme čekanja bira iz šireg intervala.



Slika 9.17: Uz objašnjenje koncepta CSMA/CA.

Ciklus slanja detaljnije je analiziran na slici 9.18.



Slika 9.18: Uz detaljniji opis MAC u IEEE 802.11.

Stanica koja ima podatke za slanje osluškuje kanal; ukoliko je slobodan, nakon DIFS emituje zahtev za slanje (RTS – *request to send*). Pristupna tačka (D) nakon SITS odgovara potvrdom CTS (*clear to send*), koja stanicu S predstavlja dozvolu za slanje, a ostalim stanicama (N) obaveštenje da je kanal zauzet i da se uzdrže od slanja. Po prijemu CTS, stаница S nakon SIFS emituje podatke, na koje će приступна тачка одговорити поруком ack; она представља не само потврду пријема за станицу S, већ и обавештење свим осталим стanicama da je kanal sada slobodan.

Jedinica podataka u ovim mrežama naziva se okvirom, slika 9.19. Nazivi pojedinih polja jasno ukazuju na njihovu funkciju, dok brojevi iznad njih predstavljaju dužinu polja u bajtima.

2	2	6	6	6	2	6	0-2312	4
Frame control	Duration	Address 1	Address 2	Address 3	Seq control	Address 4	Payload	CRC

Slika 9.19: Uz objašnjenje strukture okvira u IEEE 802.11.

Ono što zasigurno privlači pažnju su čak četiri adresna polja. Prvo se odnosi na MAC adresu odredišne stanice, a drugo na adresu izvorišne. Treće polje nosi MAC adresu

interfejsa rutera na koji se povezuje pristupna tačka koja pruža BSS. Poslednje, četvrto polje se koristi kada pristupne tačke prosleđuju okvire jedna drugoj u *ad hoc* režimu rada.

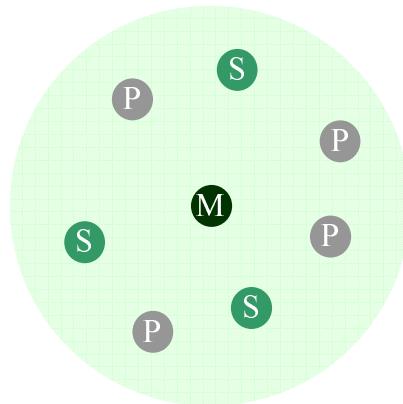
WPAN: Bežične lične mreže (*wireless personal area networks*) pokrivaju prostoriju ili stan, te predstavljaju alternativu korišćenju kablova. *Bluetooth* mreže inicijalno su opisane standardom [IEEE 802.15.1](#), da bi potom njihova standardizacija prešla na *Bluetooth SIG*. *Zigbee* tehnologija naslanja se na standard [IEEE 802.15.4](#).

TERMINOLOŠKA NAPOMENA

Naziv *Bluetooth* dat je u čast danskog srednjovekovnog vladara *Haralda Plavozubog*; logotip tehnologije predstavlja vikinške rune njegovih inicijala. *Zigbee* je naziv za komunikaciju pčela.

Bluetooth mreže su namenjene povezivanju multimedijalnih i računarskih uređaja. Po organizaciji su *ad hoc* i rade u nelicenciranom ISM (*industrial, scientific and mobile*) opsegu oko 2,4 GHz. Primenjen je TDMA, sa slotovima trajanja 625 µs, uz frekvenčko skakanje (*frequency hopping spread spectrum, FHSS*) unutar 79 kanala; time se može ostvariti protok do 4 Mb/s.

Gradivna jedinica *Bluetooth* tehnologije je pikomreža, koja je ilustrovana na slici 9.20. „M“ je *master* stanica, „S“ su *slave* stanice, a „P“ su „parkirane“.



Slika 9.20: Uz objašnjenje Bluetooth mreže.

Zigbee mreže imaju nešto kraći domet i nude manji protok – do 250 kb/s, pa nalaze primenu u automatizaciji i senzorskim mrežama. Na sloju linka podataka, ovde se koriste okviri s *beacon* funkcijom, kao i procedura koja umnogome podseća na CSMA/CA, uz rezervaciju vremenskih slotova.

WNoC: Bežična mreža na čipu (*wireless network on chip*) namenjena je povezivanju jezgara procesora, kao alternativa klasičnoj magistrali (*bus*). Prednosti WNoC ogledaju se u višoj frekvenciji takta, manjem kašnjenju, većem protoku i manjem broju logičkih

kola koja su potrebna za implementaciju. Tehnologija je još u začetku, a neki njeni parametri navedeni su u tabeli 9.4.

Tabela 9.4: Parametri WNoC.

Naziv	Vrednost
Domet	1 mm – 10 cm
Gustina čvorova	10 cm^{-2} – 1000 cm^{-2}
Protok	10 Gb/s – 100 Gb/s
Kašnjenje	1 ns – 100 ns
Potrošnja energije	1 pJ/b – 10 pJ/b
BER	10^{-15}

ISPITNA PITANJA:

Kojim kategorijama mreža prema području koje pokrivaju pripadaju sledeće tehnologije: IEEE 802.3, IEEE 802.11, IEEE 802.15, DOCSIS, MPLS?

Objasnite energetski efikasni Ethernet.

Objasnite scenario jednog mrežnog napada na drugom sloju.

Upišite nazive pojmova na koje se odnose sledeće definicije:

- Topologija mreža realizovanih prema standardu 10BASE-T,
- Protokol za enkapsuliranje PPP okvira u Ethernet pakete,
- Bežične mreže bez pristupnih tačaka,
- Tehnika višestrukog pristupa u mrežama realizovanim prema standardu IEEE 802.11,
- Tehnika višestrukog pristupa u prvobitnim Ethernet mrežama,
- Dopunjavanje polja korisnog sadržaja paketa predefinisanim elementima da bi se dostigla minimalna zahtevana dužina paketa,
- Najrasprostranjenija L2 mrežna tehnologija.

Jesu li sledeće tvrdnje tačne, ili ne?

- U komutiranom Ethernetu nema sudara.
- Adresiranje u WLAN samo je formalno.
- Adresiranje u PPP samo je formalno.

PREPORUČENI ZADACI IZ ZBIRKE:

6.1–10

10. Servisni sistemi

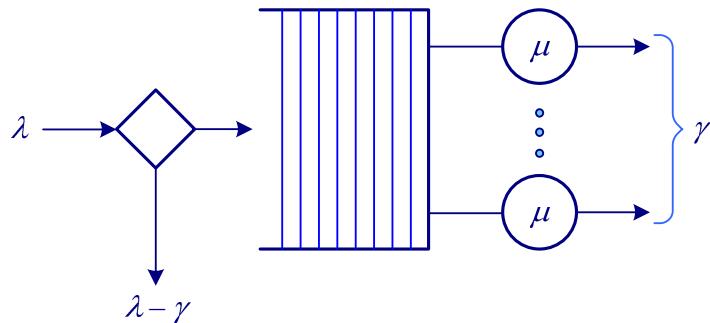
U cilju promovisanja rodne ravnopravnosti, draga čitateljko ili dragi čitaoče, kada predajem lekciju koja sledi, izraze upotrebljavam u ženskom rodu; nema nikakvog razloga da to i sada ne učinim.

Pojam i struktura: Servisni sistem je matematički model procesa u kome korisnice dolaze i sobom na obradu donose izvesnu količinu posla.

TERMINOLOŠKA NAPOMENA

Koriste se i izrazi *redovi čekanja (queues)* i *sistemi masovnog opsluživanja*.

Začetnik teorije servisnih sistema je danski matematičar i inženjer Agner Krarup Erlang (1879–1929). Simbolička oznaka za servisni sistem i njegovi sastavni elementi vidljivi su sa slike 10.1.



Slika 10.1: Uz objašnjenje elemenata servisnog sistema.

Korisnice ulaze u čekaonicu, u kojoj čekaju svoj red za obradu u radionici. Broj mesta u čekaonici i radionici predstavlja kapacitet servisnog sistema; ukoliko je on ograničen, na ulazu sistema nalazi se portirnica s portirkom koja ne dozvoljava ulazak novih korisnica kada su sva mesta popunjena (kaže se da je sistem tada u blokadi), već ih odbacuje. Ako je sistem beskonačnog kapaciteta, portirnica se izostavlja.

Stanje sistema odgovara broju korisnica koje se u datom trenutku nalaze u njemu. Analizu koja će uslediti izvršićemo za stacionarni režim; protok dolazaka korisnica biće λ , protok obrade μ , protok izlazaka γ i protok odbačenih korisnica $\lambda - \gamma$.

Shemu za označavanje servisnih sistema predložio je David George Kendall (1918–2007). Po Kendallovoj notaciji, servisni sistemi se označavaju kombinacijom slova i brojeva:

$$A/S/c/K/N/D.$$

Prva oznaka je slovo koje opisuje proces dolazaka korisnica (*arrivals*): M je Poissonov, D deterministički, G (*general*) opšti ili nespecificirani itd. Sledi još jedno slovo, koje sada opisuje raspodelu količine posla (tj. trajanje obrade): M znači da je u pitanju eksponencijalno raspodeljena slučajna promenljiva, D ukazuje na determinističko (fiksno) trajanje obrade, G na nespecificiranu raspodelu itd. Broj c je broj serviserki ili serverki, a K kapacitet sistema ($c +$ broj mesta u čekaonici). N je brojnost populacije korisnica, a „D” oznaka za disciplinu njihovog opsluživanja (FIFO ili FCFS – po redosledu dolazaka, LIFO ili LCFS – po obrnutom redosledu, SIRO – na slučajni način itd). Podrazumevane vrednosti za parametre K , N i D su, redom, ∞ , ∞ i FIFO. Ukoliko su njihove vrednosti jednake podrazumevanima, mogu se izostaviti, ali zdesna uлево и без preskakanja.

Poissonov slučajni proces: Pre detaljnijeg razmatranja servisnih sistema, upoznaćemo se s Poissonovim modelom slučajnog procesa (Siméon Denis Poisson, 1781–1840).

Neka se prati broj realizacija nekog događaja tokom intervala čije je trajanje T . Verojatnoća da će se generisati tačno $k \geq 0$ događaja data je izrazom

$$P(k) = \frac{(\lambda T)^k}{k!} e^{-\lambda T},$$

koji predstavlja Poissonovu raspodelu verovatnoće.

Događaji koji se broje mogu biti npr. telefonski pozivi, paketi (naročito za protokole Telnet i FTP), dolasci vozila javnog prevoza na stanicu, dolasci klijentkinja u poštu, kupkinja na kasu i sl. Naglašava se da su ovo takozvani retki događaji, što znači da simultane realizacije nisu moguće – u jednom se trenutku realizuje najviše jedan događaj.

U izrazu za Poissonovu raspodelu, parametar λ predstavlja prosečan protok događaja, odnosno očekivani broj događaja u jedinici vremena.

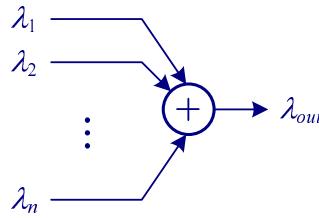
Broj događaja koji će se realizovati unutar konačnog intervala posmatranja ne zavisi od broja događaja koji su se realizovali pre početka tog intervala; ovo svojstvo se naziva odsustvom memorije Poissonovog procesa.

Proces nastao združivanjem („učešljavanjem“) Poissonovih (slika 10.2) takođe će biti Poissonov, parametra

$$\lambda_{out} = \sum_{i=1}^n \lambda_i,$$

pri čemu su λ_i parametri ulaznih procesa.

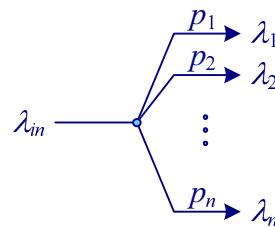
Analogno važi i za razdvajanje Poissonovog procesa (slika 10.3): ako se ulazni proces parametra λ na slučajan način razdvaja na n izlaznih, tako da je koeficijent rutiranja



Slika 10.2: Uz objašnjenje združivanja Poissonovih procesa.

za i -ti (verovatnoća upućivanja događaja u njega) p_i i $\sum_{i=1}^n p_i = 1$, dobiće se Poissonovi procesi za koje važi

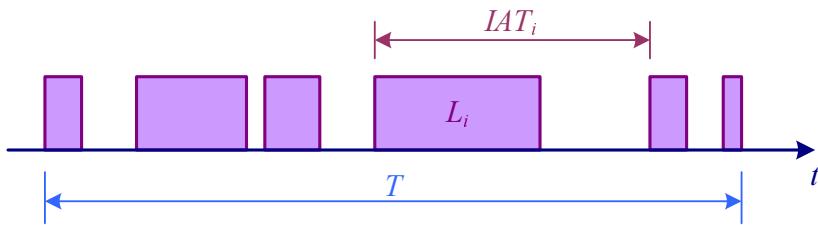
$$\lambda_i = p_i \lambda_{in}.$$



Slika 10.3: Uz objašnjenje razdvajanja Poissonovog procesa.

Definicioni izraz Poissonove raspodele daje verovatnoću da će broj događaja tokom intervala posmatranja biti k , ali ne kaže ništa o tome kada će se ti događaji realizovati; od interesa je da ovo pitanje razmotrimo detaljnije.

Posmatrajmo sliku 10.4. Poissonov proces, koji je ilustrovan na njoj, odgovara dolascima paketa. Dužina i -tog je L_i , dok je vreme međudolazaka (*interarrival time*) IAT_i . Važno je obratiti pažnju na detalje i primetiti da IAT ne označava razmak između susednih paketa (*gap*), već rastojanje između njihovih početaka.



Slika 10.4: Uz izvođenje izraza za raspodelu vremena međudolazaka.

Izvedimo izraz za funkciju raspodele IAT :

$$P(IAT \leq t) = 1 - P(IAT > t).$$

Ako je $IAT > t$, tada se tokom intervala trajanja t neće realizovati nijedan Poissonov događaj; verovatnoća za to je $\frac{(\lambda t)^0}{0!} e^{-\lambda t}$. Odavde je

$$P(IAT \leq t) = 1 - e^{-\lambda t}.$$

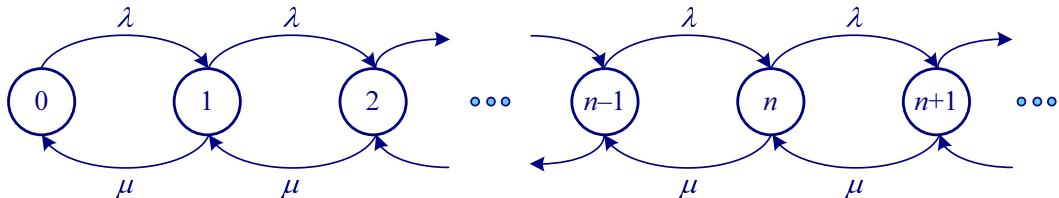
Ako se sećate verovatnoće i statistike, prepoznaćete funkciju raspodele eksponencijalno raspodeljene slučajne promenljive. Dakle, $IAT \sim \text{Exp}(\lambda)$.

M/M/1: Ovaj servisni sistem ima jednu serviserku u radionici, dok je čekaonica beskonačnog kapaciteta, slika 10.5. Korisnice u njega dolaze saglasno Poissonovom slučajnom procesu, s prosečnim protokom λ ; sobom donose eksponencijalno raspodeljenu količinu posla, tako da je protok obrade μ .



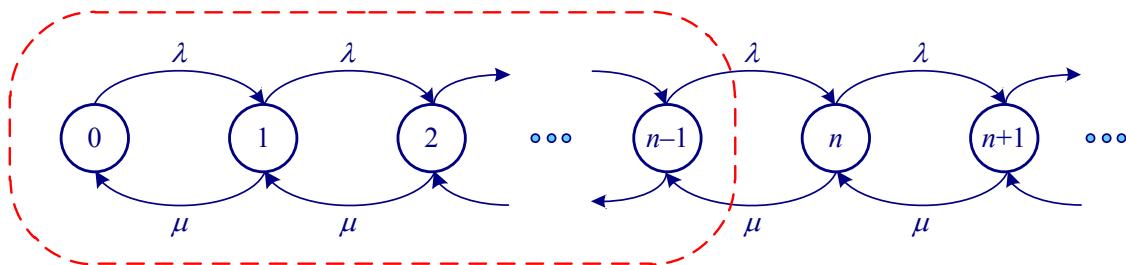
Slika 10.5: *Servisni sistem M/M/1.*

Dijagram stanja sistema, koji je dat na slici 10.6, odgovara markovskom lancu. Neka je n broj korisnika u sistemu, odnosno njegovo stanje. Za $n = 0$, sistem je prazan; za $n \geq 1$, u čekaonici se nalazi $n - 1$ korisnika, dok je jedna u radionici. Prelasci su mogući samo između susednih stanja, dakle bez preskakanja. Prelasci u više stanje realizuju se s protokom λ , a u niže s protokom μ .



Slika 10.6: *Dijagram stanja servisnog sistema M/M/1.*

Cilj nam je da odredimo verovatnoće stanja. Označimo s p_n verovatnoću stanja n . Obuhvatimo stanja pre n konturom, kao što je to prikazno na slici 10.7; nadam se da Vas ovo podseća na prvi Kirchoffov zakon.



Slika 10.7: *Uz izvođenje verovatnoće stanja sistema M/M/1.*

Pošto sistem analiziramo u stacionarnom stanju, možemo pisati:

$$p_{n-1}\lambda = p_n\mu, \quad n = 1, 2, \dots,$$

što se naziva konzervacijom protoka. Ovim smo dobili rekurzivnu relaciju, koja nam omogućava da sve verovatnoće stanja izrazimo preko jedne, npr. p_0 . Pre toga, definisaćemo iskorišćenost serverke,

$$\rho = \frac{\lambda}{\mu}.$$

Sada možemo pisati

$$p_n = \rho p_{n-1} = \rho^2 p_{n-2} = \dots = \rho^n p_0.$$

Rekurzija nam daje $n - 1$ jednačinu, dok nepoznatih ima n ; da bismo rešili sistem, neophodna nam je još jedna relacija i to uslov normiranosti verovatnoće:

$$\sum_{n=0}^{\infty} p_n = 1.$$

Odavde je

$$p_0 \sum_{n=0}^{\infty} \rho^n = p_0 \frac{1}{1-\rho} = 1,$$

pa je $p_0 = 1 - \rho$ i

$$p_n = \rho^n (1 - \rho).$$

Bitan uslov je da iskorišćenost serverke bude manja od jedan; kaže se da je tada sistem stabilan.

Primetili ste, nadam se, da verovatnoća stanja odgovara jednoj dobro nam poznatoj raspodeli; ista ta raspodela važi i za pridruženu slučajnu promenljivu, a to je broj korisnika u sistemu. Prosečan broj korisnika jednak je njenom matematičkom očekivanju,

$$N = \sum_{n=0}^{\infty} np_n = \frac{\rho}{1-\rho} = \frac{\lambda}{\mu-\lambda}.$$

Odredimo i prosečne brojeve korisnika u čekaonici i u radionici. Za čekaonicu je

$$N_Q = \sum_{n=1}^{\infty} (n-1)p_n = \frac{\rho^2}{1-\rho},$$

jer se, po prepostavci, u čekaonici nalazi $n - 1$ korisnika. Nadam se da Vam izvođenje gornjeg rezultata ne bi predstavljalo problem; koristio sam se činjenicama da je $\sum_{n=0}^{\infty} np_n = N$ i $\sum_{n=0}^{\infty} p_n = 1$.

Prosečan broj korisnika u radionici je

$$N_S = \sum_{n=1}^{\infty} 1 \cdot p_n = 1 \cdot (1 - p_0) = \rho,$$

jer je serverka zauzeta uvek kada se u sistemu nalazi barem jedna korisnica. Odavde se vidi i da iskorišćenost serverke ima značenje verovatnoće njenog zauzeća.

Sada je trenutak da – bez dokaza – navedemo Littleovu teoremu (John D. C. Little, 1928–), po kojoj je prosečno zadržavanje korisnice u sistemu (*sojourn time*)

$$T = \frac{N}{\lambda} = \frac{1}{\mu - \lambda}.$$

Prosečno trajanje čekanja u čekaonici (*queuing time*) je

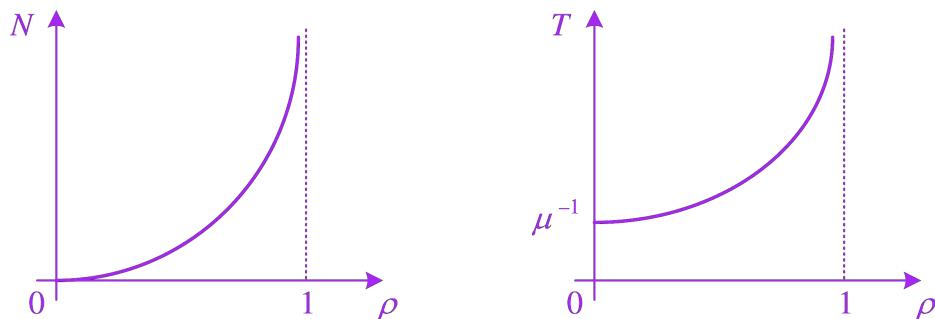
$$T_Q = \frac{N_Q}{\lambda} = \frac{\rho}{\mu - \lambda},$$

a u radionici (*servicing time*)

$$T_S = \frac{N_S}{\lambda} = \frac{1}{\mu},$$

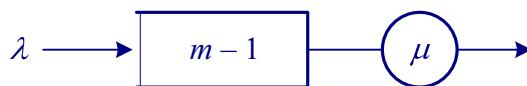
što nam daje i važnu vezu prosečnog protoka obrade i prosečnog trajanja obrade. Primetimo, takođe, da zaista važi $T = T_Q + T_S$.

Zavisnosti broja korisnika u sistemu i njihovog zadržavanja od iskorišćenosti serverke prikazane su na slici 10.8.



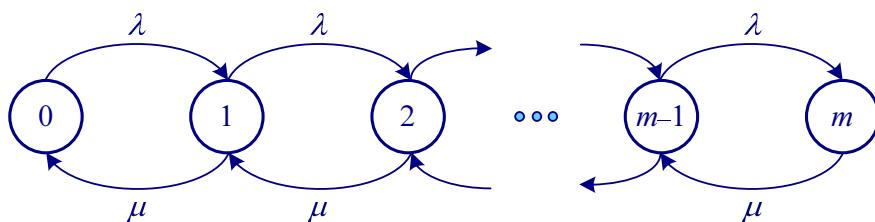
Slika 10.8: Performanse servisnog sistema $M/M/1$.

M/M/1/m: Ovaj sistem ima jednu serviserku i čekaonicu od $m - 1$ mesta, slika 10.9.



Slika 10.9: Servisni sistem $M/M/1/m$.

Pošto je kapacitet sistema ograničen, u dijagramu stanja (slika 10.10) biće $m+1$ moguće stanje.



Slika 10.10: Dijagram stanja servisnog sistema $M/M/1/m$.

Izvođenje izraza za verovatnoću stanja u stacionarnom režimu analogno je proceduri koju smo imali kod servisnog sistema $M/M/1$, te će ga preskočiti – a Vas, draga čitateljko ili dragi čitaoče, ohrabriti da to uradite za vežbu – i dati konačni rezultat

$$p_n = \begin{cases} \frac{(1-\rho)\rho^n}{1-\rho^{m+1}}, & 0 \leq n \leq m \\ 0, & \text{inače} \end{cases}.$$

Za $n = m$, sistem je u blokadi. Verovatnoća blokade je

$$p_B = p_m = \frac{(1 - \rho)\rho^m}{1 - \rho^{m+1}}.$$

Protok izlazaka iz sistema je

$$\gamma = \lambda(1 - p_B).$$

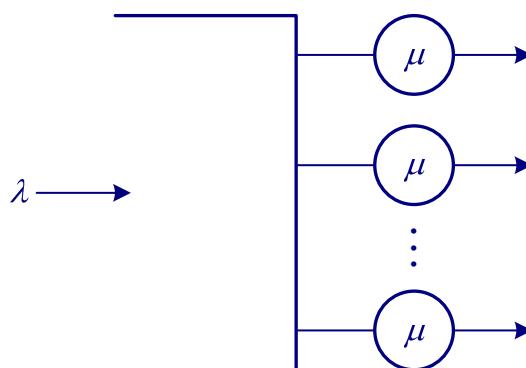
Prosečan broj korisnica u sistemu biće

$$N = \sum_{n=0}^{\infty} np_n = \rho \frac{1 - \rho^m(1 + m(1 - \rho))}{(1 - \rho)(1 - \rho^{m+1})},$$

a njihovo prosečno zadržavanje i ovde možemo odrediti iz Littleove formule, koju sad treba napisati u obliku

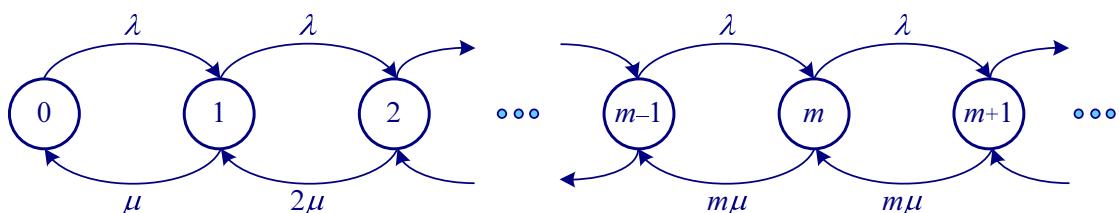
$$T = \frac{N}{\gamma} = \frac{N}{\lambda(1 - p_B)}.$$

M/M/m: Radionica ovog sistema (slika 10.11) ima m serviserki, dok je čekaonica beskonačnog kapaciteta.



Slika 10.11: *Servisni sistem M/M/m.*

Dijagram stanja prikazan je na slici 10.12. Prelasci u više stanje realizuju se s protokom λ , dok se prelazak iz stanja u kome je zauzeto i serviserki, $i = 1, 2, \dots, m$ u niže realizuje s protokom $i\mu$.



Slika 10.12: *Dijagram stanja servisnog sistema M/M/m.*

Verovatnoća stanja je

$$p_n = \begin{cases} \frac{(m\rho)^n}{n!} p_0, & 1 \leq n < m \\ \frac{m^m \rho^n}{m!} p_0, & n \geq m \end{cases},$$

gde je

$$p_0 = \frac{1}{\sum_{i=0}^{m-1} \frac{(m\rho)^i}{i!} + \frac{m^m \rho^m}{m!} \frac{1}{1-\rho}}.$$

Za sisteme s više serverki, iskorišćenost serverke definiše se kao

$$\rho = \frac{\lambda}{m\mu},$$

dok je

$$A = \frac{\lambda}{\mu}$$

intenzitet saobraćaja, koji se izražava u erlanzima (E). Stoga se može pisati i

$$p_n = \begin{cases} \frac{A^n}{n!} p_0, & 1 \leq n < m \\ \frac{A^n}{m^{n-m} m!} p_0, & n \geq m \end{cases},$$

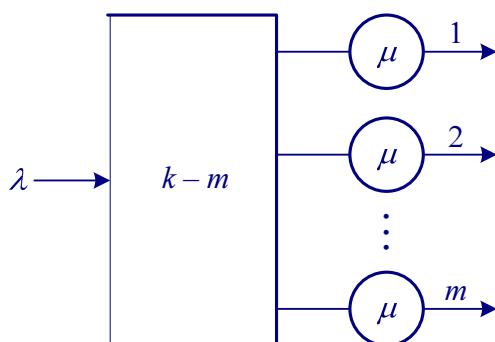
uz

$$p_0 = \frac{1}{\sum_{i=0}^{m-1} \frac{A^i}{i!} + \frac{A^m}{m!} \frac{m}{m-A}}.$$

Za $n < m$, slobodna je barem jedna serviserka i novoprdošla korisnica, bez zadržavanja u čekaozici, odmah ide k njoj na obradu. Kada su sve serviserke zauzete, novoprdošla korisnica moraće sačekati svoj red. Verovatnoća čekanja data je Erlangovom C -formulom:

$$P_Q = \sum_{n=m}^{\infty} p_n = \frac{\frac{A^m}{m!} \frac{m}{m-A}}{\sum_{i=0}^{m-1} \frac{A^i}{i!} + \frac{A^m}{m!} \frac{m}{m-A}}.$$

M/M/m/k: Ovo je najopštiji slučaj servisnog sistema i ilustrovan je na slici 10.13.



Slika 10.13: *Servisni sistem M/M/m/k.*

Verovatnoće stanja u stacionarnom režimu date su izrazom

$$p_n = \begin{cases} \frac{A^n}{n!} p_0, & 1 \leq n < m \\ \frac{A^n}{m^{n-m} m!} p_0, & m \leq n \leq k, \\ 0, & n > k \end{cases}$$

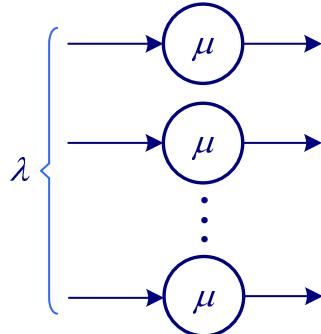
gde je

$$p_0 = \frac{1}{\sum_{i=0}^{m-1} \frac{A^i}{i!} + \sum_{i=m}^k \frac{A^i}{m^{i-m} m!}}.$$

Verovatnoća čekanja u ovom sistemu je

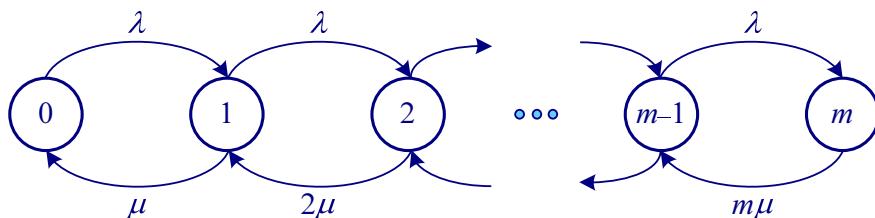
$$P_Q = \sum_{n=m}^k p_n = \frac{m^m}{m!} \frac{\rho^m - \rho^{k+1}}{1 - \rho} p_0.$$

M/M/m/m: Izuzetno značajan posebni slučaj prethodnog sistema dobija se za $m = k$, slika 10.14. Ovo je sistem bez čekaonice, s m serviserki u radionici.



Slika 10.14: *Servisni sistem M/M/m/m.*

Iz dijagrama stanja (slika 10.15), dobija se sledeći izraz za njihovu verovatnoću u stacionarnom režimu:



Slika 10.15: *Dijagram stanja servisnog sistema M/M/m/m.*

$$p_n = \frac{\frac{A^n}{n!}}{\sum_{i=0}^m \frac{A^i}{i!}}.$$

Verovatnoća blokade data je Erlangovom B-formulom,

$$p_B = p_m = \frac{\frac{A^m}{m!}}{\sum_{i=0}^m \frac{A^i}{i!}}.$$

M/G/1: Za opšti slučaj raspodele količine posla, trajanje čekanja u čekaonici može se odrediti iz Pollaczek-Khinchinove (P-K) formule (Felix Pollaczek, 1892–1981 i Aleksandar Hinčin, 1894–1959),

$$T_Q = \frac{\lambda \bar{\tau}^2}{2(1 - \rho)}.$$

U njoj, $\bar{\tau}^2$ predstavlja drugi moment (matematičko očekivanje kvadrata) trajanja obrade.

Lekciju će završiti konstatacijom da model M/G/1 obuhvata i M/M/1, kao i M/D/1, u kome je trajanje obrade fiksno. Ako smatrate da će Vam biti od koristi da provežbate verovatnoću, primenite Pollaczek-Khinchinovu formulu na te sisteme.

ISPITNA PITANJA:

Izvedite Erlangovu B formulu.

Izvedite Erlangovu C formulu.

Upišite naziv pojma na koji se odnose sledeća definicija:

- Deo servisnog sistema u kome se obrađuju korisnice.

Je li sledeća tvrdnja tačna, ili ne?

- Servisni sistemi bez čekaonice mogu biti u blokadi.

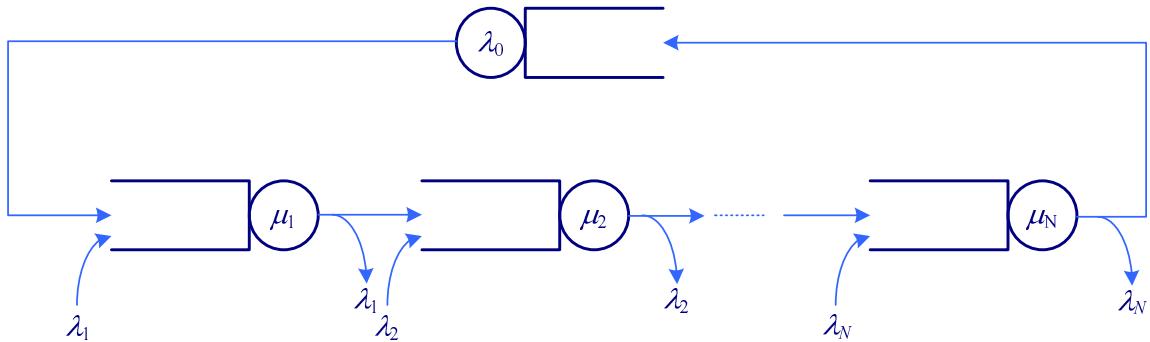
PREPORUČENI ZADACI IZ ZBIRKE:

2.1–12, 14

11. Proračun kašnjenja

U ovoj lekciji ću Vam, draga čitateljko ili dragi čitaoče, pokazati kako se primenom teorije servisnih sistema može proceniti kašnjenje u paketskim mrežama.

Jacksonove mreže: Videli smo koje su komponente kašnjenja u čvoru mreže; poželimo to sa servisnim sistemima i biće jasno da mrežu s komutacijom paketa možemo posmatrati kao kaskadu servisnih sistema, slika 11.1.



Slika 11.1: Uz objašnjenje Jacksonovih mreža.

Mreže servisnih sistema nazivaju se Jacksonovim mrežama, prema Jamesu R. Jacksonu (1924–2011). Moguće su otvorene i zatvorene Jacksonove mreže; u prvima postoji dolasci korisnica u mrežu, dok ih u drugima nema, već postojeće korisnice „kruže” između servisnih sistema.

Mogu se razlikovati dve kategorije servisnih sistema kojima modeliramo paketsku mrežu. U jednima su serviserke računari/procesori u čvorovima, a u drugima su to linkovi između čvorova. Sa stanovišta proračuna kašnjenja, od interesa su potonji – procesori su dovoljno brzi, tako da „uska grla” (*bottlenecks*) predstavljaju linkovi.

U prethodnoj lekciji, detaljno smo analizirali pojedinačne servisne sisteme. Pitanje koje se sada postavlja je kako analizirati njihove mreže. Pokazuje se da važi sledeći rezultat:

- Tok izlazaka iz sistema M/M/1 je Poissonov,
- Broj korisnika u sistemu u datom trenutku, proces dolazaka nakon toga trenutka i proces izlazaka pre njega uzajamno su nezavisni.

Model linka: Posmatrajmo najpre telekomunikacioni link kapaciteta C [b/s], na kome je propagaciono kašnjenje τ . Pretpostavimo da se linkom prenose paketi čiji dolasci

odgovaraju Poissonovom slučajnom procesu, dok su im dužine eksponencijalno raspodeljene. Prepostavićemo, takođe, da su trenuci dolazaka paketa nezavisni od trajanja njihove obrade, što je Kleinrockova prepostavka nezavisnosti (Leonard Kleinrock, 1934–, razvio je prvi paketski komutator i dao izuzetan doprinos teoriji mreža i protokola).

Paketi koje treba preneti linkom prvo se smeštaju u odlazni bafer, u kome čekaju na utiskivanje u link. Bafer je beskonačnog kapaciteta, pa se paketi ne odbacuju, tj. nema gubitaka saobraćaja. Prosečan protok dolazaka/odlazaka paketa stoga je R/L , gde je R prosečan binarni protok na linku, a L prosečna dužina paketa. Prosečno trajanje obrade paketa je L/C . Na linku se prosečno nalazi $\tau/(L/R)$ utisnutih paketa koji propagiraju ka prijemnoj strani.

Na osnovu navedenog, odlazni bafer linka se, u odnosu na pakete, ponaša kao servisni sistem $M/M/1$, u koji korisnice dolaze s prosečnim protokom $\lambda = R/L$. Protok obrade je $\mu = C/L$.

Prosečan broj paketa koji se u stacionarnom stanju nalaze na linku je

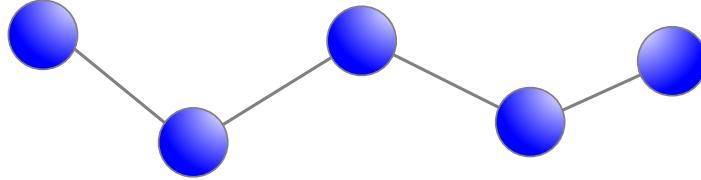
$$N_l = \frac{R/L}{C/L - R/L} + \frac{\tau}{L/R}.$$

Po Littleovoј teoremi, prosečno kašnjenje paketa biće

$$T_l = \frac{1}{R/L} N_l = \frac{L}{C - R} + \tau.$$

Vratimo se na trenutak na polazne prepostavke. Ako ste pažljivo čitali, videli ste da smo uveli dve, prvu o Poissonovim dolascima i eksponencijalno raspodeljenoj dužini paketa i drugu, Kleinrockovu, o nezavisnosti trenutaka dolazaka od dužine paketa. Prva prepostavka odgovara tradicionalnom modelu saobraćaja u telefonskim mrežama, za koje je Erlang i razvio teoriju servisnih sistema. Pitanje koje ima smisla postaviti je koliko je taj model primenljiv i danas, kada se mrežama ponajmanje prenosi govor posredstvom komutacije kola. Odgovor zaslužuje detaljniju analizu, koju ostavljam za narednu, poslednju lekciju ovoga tečaja. Sada ću se osvrnuti na Kleinrockovu prepostavku; predstaviću primer iz života koji ju opovrgava i odmah ću ponuditi objašnjenje koje ju opravdava. Zamislimo, dakle, lokalni put, na kome je, uz to, zabranjeno preticanje. Neka tim putem ide spori kamion. Šta će se desiti – vrlo je verovatno da će se iza njega formirati kolona, jer će ga sustizati brza vozila. Prebacimo se sad na paketsku mrežu. Neka u čvor dolazi veoma dugačak paket, kome je potrebno dosta vremena za utiskivanje u link. Nadam se da Vam je logična prepostavka da će iza njega slediti kraći paketi, koji su se nagomilali u odlaznom baferu, čekajući da se dovrši utiskivanje ovoga dugačkoga paketa. Svakako je da trenuci dolazaka paketa u ovakvoj povorci i te kako zavise od njihovih dužina. Kleinrock je potvrdio simulacijom da se ove međuzavisnosti razbijaju u čvorovima, pri združivanju i razdvajanju tokova saobraćaja, baš kao što bi se na raskrsnicama, na kojima je moguće skretanje, razbila kolona vozila.

Kašnjenje duž trase: Uočimo sada trasu ili rutu, koju čine sukcesivno povezani linkovi, kao na slici 11.2.



Slika 11.2: Uz proračun kašnjenja duž trase.

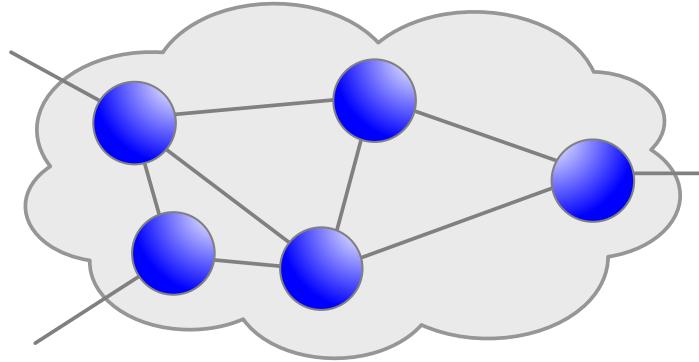
Uz zanemarivanje trajanja obrade paketa u čvorovima, kašnjenje duž trase biće jednako zbiru kašnjenja na pojedinim linkovima koji čine tu trasu. Prosečno kašnjenje paketa stoga je

$$T_{tr} = \sum_{i \in Tr} \left(\frac{L}{C_i - R_i} + \tau_i \right),$$

dok će kašnjenje po bitu biti L puta manje:

$$T_{tr,b} = \sum_{i \in Tr} \left(\frac{1}{C_i - R_i} + \frac{\tau_i}{L} \right).$$

Kašnjenje u mreži: Prosečno kašnjenje paketa u mreži (slika 11.3) – ili jednom njenom segmentu – možemo odrediti usrednjavanjem po svim mogućim rutama, ili preko Littleove teoreme; potonji način daleko je elegantniji.



Slika 11.3: Uz proračun kašnjenja u mreži.

Prosečan broj paketa koji se u svakom trenutku nalaze u mreži jednak je zbiru prosečnih brojeva paketa koji se nalaze na svakom od njenih linkova, tj.

$$N = \sum_i N_{l,i} = \sum_i \left(\frac{R_i}{C_i - R_i} + \frac{\tau_i}{L/R_i} \right).$$

Ako je prosečan izlazni bitski protok iz uočenog segmenta mreže γ , odgovarajući protok paketa biće γ/L ; prosečno kašnjenje paketa stoga je

$$T = \frac{1}{\gamma/L} N = \frac{L}{\gamma} \sum_i R_i \left(\frac{1}{C_i - R_i} + \frac{\tau_i}{L} \right).$$

Prosečno kašnjenje po bitu i ovde će biti L puta manje i iznositi

$$T_b = \frac{1}{\gamma} \sum_i R_i \left(\frac{1}{C_i - R_i} + \frac{\tau_i}{L} \right).$$

ISPITNO PITANJE:

Izvedite izraz za prosečno kašnjenje u telekomunikacionoj mreži s komutacijom paketa. Navedite i obrazložite učinjene pretpostavke.

PREPORUČENI ZADACI IZ ZBIRKE:

3.13–20

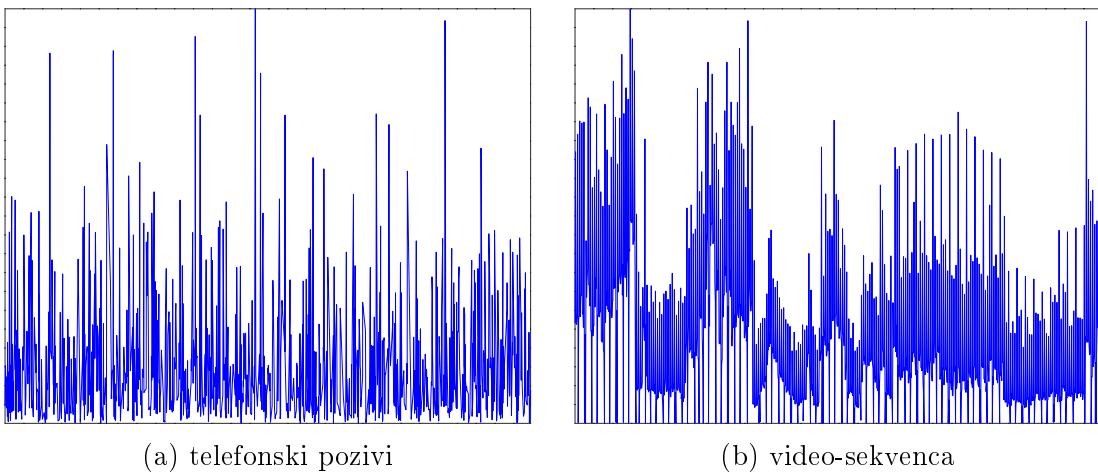
12. Telekomunikacioni saobraćaj

Za kraj tečaja, sledi osvrt na karakteristike saobraćaja u paketskim mrežama.

Sporadičnost: Klasičan pristup analizi telekomunikacionog saobraćaja polazi od Poissonovog modela, koji je opravdan za POTS. Šta se dešava za multimediju? Odgovor na to pitanje star je tridesetak godina – najpre su [Garrett i Willinger](#) pokazali sporadičnu (*bursty*) prirodu saobraćaja koji odgovara digitalnoj video-sekvenci – radilo se o filmu *Star Wars*, koji danas u naslovu ima i *Episode IV* – da bi nedugo potom [Leland, Taqqu, Willinger i Wilson](#) isti zaključak izveli i za saobraćaj u Ethernet mreži.

TERMINOLOŠKA NAPOMENA

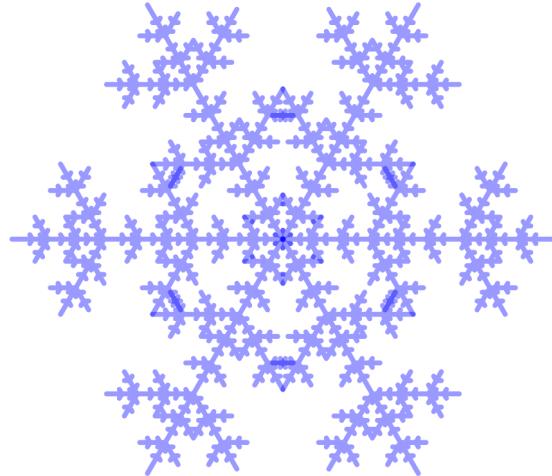
Engleski izraz *burstiness* se uz *sporadičnost* prevodi i kao *naletnost*.



Slika 12.1: Poređenje „klasičnog“ i „modernog“ saobraćaja.

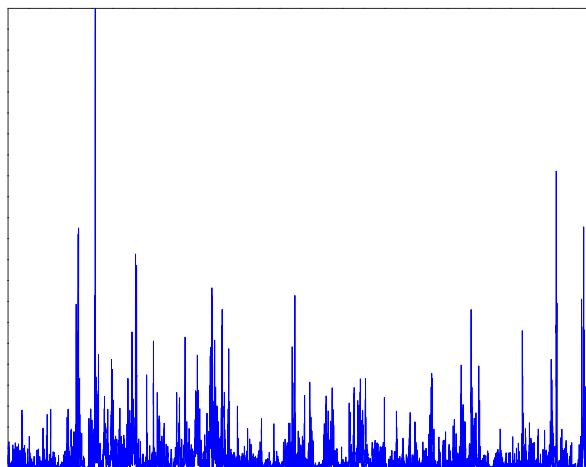
Na slici 12.1, upoređeni su „klasični“ telefonski saobraćaj, koji odgovara Poissonovom slučajnom procesu dolazaka i eksponencijalnoj raspodeli trajanja poziva i „moderni“ saobraćaj, koji odgovara komprimovanom videu. Možda Vam se, draga čitateljko ili dragi čitaoče, izbliza gledano ne čini da između njih ima značajnije razlike; izmaknite se, pa ćete uočiti da se Poissonov proces „pegla“, dok moderna varijanta ostaje „divlja“. Ovo predstavlja indiciju fraktalnosti saobraćaja u paketskim mrežama, ali se – naravno – ne može prihvati kao valjan matematički dokaz.

Fraktali su objekti koji su sebi slični ili samoslični (*self similar*) – izgledaju isto pod svim skalama posmatranja. Na slici 12.2 dat je primer računarski generisane pahuljice; u prirodi, primeri frakata su i raspored latica cveća ili struktura cvati, šare na perju ptica, oblik morske obale i tako dalje.



Slika 12.2: *Fraktalni objekt.*

Zumiraću segment video-sekvence sa slike 12.1 i prikazaću ga na slici 12.3.



Slika 12.3: *Fraktalna sekvenca.*

Sporadični slučajni procesi se odlikuju pojavom aperiodičnih ciklusa – ukoliko je proces prethodno rastao, vrlo je verovatno da će rasti i u nastavku; ova pojava naziva se Josifovim efektom. Takođe se odlikuju i pojavom katastrofa – ekstremnih vrednosti koje nastupaju iznenada; ovo se naziva Nojevim efektom. Radi razumevanja diskusije koja sledi, dobro je napomenuti da je sporadičnost prvo uočena za količinu padavina i vodostaj koji je njena posledica; odatle bi trebalo da Vam je jasna etimologija Josifovog i Nojevog efekta.

Koje implikacije po projektovanje telekomunikacionih mreža ima sporadičnost saobraćaja? Projektant treba da dimenzioniše mrežu tako da se pruži zadati nivo servisa

(GoS – *grade of service*), odnosno da se garantuje da će servis biti dostupan s nekom zadatom verovatnoćom, ili – ekvivalentno – da verovatnoća odbijanja korisnika zbog toga što je mreža preopterećena neće preći zadatu vrednost. Postavlja se pitanje na koje saobraćajno opterećenje dimenzionisati mrežu, kada je razlika između prosečne i vršne vrednosti ogromna. Ovo će Vam svakako biti očiglednije na konkretnom primeru: posmatrajmo servis razmenjivanja poruka. Složiće se, nadam se, sa mnom kada kažem da broj razmenjenih poruka u najvećem broju dana prati neki prosek; ima sporijih dana u kojima šaljemo manje poruka, ima i drugih kada to nadoknadimo, ali u suštini dnevne oscilacije nisu izražene. Sve se, međutim, promeni u desetak minuta novogodišnje noći, kada broj razmenjenih poruka višestruko premaši ovu prosečnu vrednost. Ako nam je cilj preneti sve poruke, bez ijedne izgubljene, mrežu moramo dimenzionisati na vršnu vrednost saobraćaja: kapaciteti linkova, procesora, bafera... moraju odgovarati tome maksimumu. Šta je tu problem, verovatno se pitate? Cena. Taj maksimum je ogroman i ulaganje u opremu koja bi ga podnela bilo bi više nego značajno, a ne bi se isplatilo, jer bi ovakva mreža bila predimenzionirana za prosečan saobraćaj koji se može očekivati u preostalih 364 (ili 365) dana. Ista inženjerska dilema vezana je za vodostaj i projektovanje brana: ako se brana bude dimenzionisala tako da izdrži katastrofalni vodostaj koji se javlja jednom u hiljadu godina, spasiće se životi i imovina, ali uz ogromne troškove i jednakog ogromnog branu koja 999 godina kao da ničemu neće služiti. Problem, kao što sad vidite, uopšte nije trivijalan; u njegovom rešavanju, ključan je inženjerski osećaj za balansiranje oprečnih zahteva. U mrežama se primenjuju algoritmi za „kročenje“ sporadičnosti saobraćaja, ali se svejedno zagušenje (*congestion*) i gubici u smislu odbacivanja paketa ne mogu izbeći.

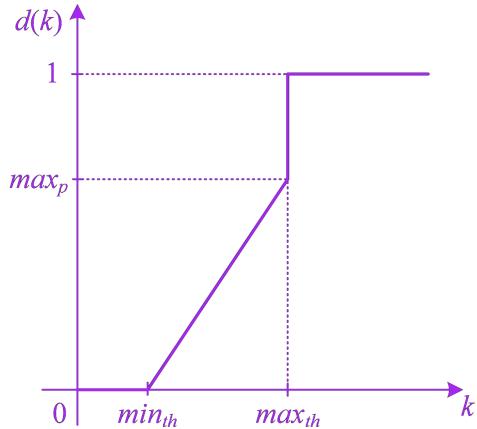
Za kraj ovoga odeljka, objasniću zašto smo uopšte razmatrali Poissonov model, ako nije (posve) primeren paketskim mrežama. Odgovor leži u tome što on ima jednostavno analitičko rešenje, koje omogućava brzu procenu performansi mreže; ovo je naročito važno kada se pri projektovanju ispituju alternativne konfiguracije, jer će njihov relativni poredak po performansama koje se odnose na Poissonov model ostati isti i za realni saobraćaj.

Levak: Algoritam levka (*leaky bucket*) jedan je od načina za uobličavanje saobraćaja (*traffic shaping*), a inspiraciju nalazi u dinamici fluida.

Zamislite – nadam se da to možete i bez slike – levak u koji se uliva tečnost. Ta tečnost će isticati iz levka, s protokom koji – manje-više – prvenstveno zavisi od prečnika izlazne cevi. Ukoliko je ulazni protok veći od izlaznog, višak tečnosti će se akumulirati u levku. Sve dok kapacitet levka može da primi tečnost, ova pozitivna razlika u protocima neće proizvesti spolja vidljivi efekat; ukoliko, pak, bude potrajala, levak će se prepuniti i višak tečnosti počeće se prelivati. Bitno je uočiti da, pri tome, protok tečnosti kroz izlaznu cev ostaje (kao što rekoh, manje-više) konstantan.

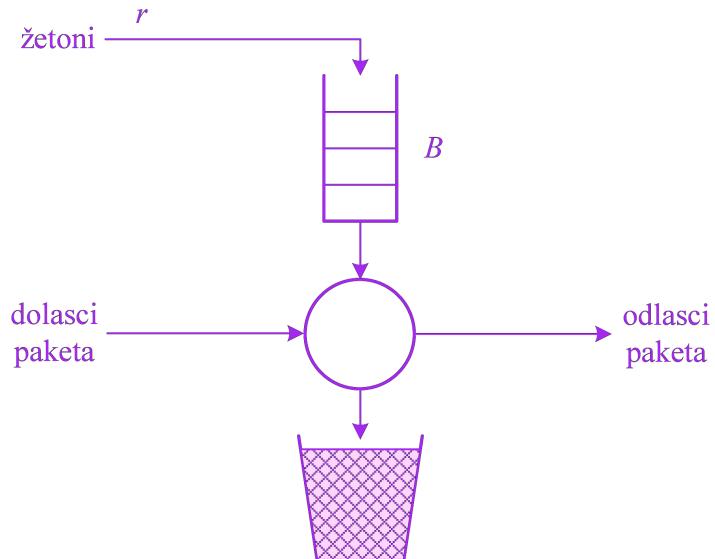
Zamislimo sada pakete umesto tečnosti. Uobličavač na principu levka na svom izlazu daje protok koji ne premašuje zadatu vrednost. Ako paketi budu dolazili s većim protokom, privremeno će se smeštati u bafer („baferisaće“ se), dok se ne budu propustili na izlaz. Ako se bafer bude napunio, novoprdošli paketi će se odbacivati.

RED: Detekcija zagušenja unapred (*random early detection*) je algoritam za upravljanje baferima koji za cilj ima proaktivno (*early*) delovanje u cilju izbegavanja zagušenja kroz nasumično (*random*) odbacivanje paketa. Ovde se uvode dva praga, donji (min_{th}) i gornji (max_{th}). Ukoliko je broj paketa u baferu, k , ispod donjeg praga, novoprdošli se paket ne odbaciće; ukoliko je, pak, iznad gornjeg, odbaciće se s verovatnoćom jedan. Između ova dva ekstremna slučaja, verovatnoća odbacivanja paketa, $d(k)$, linearno raste od nule do vrednosti max_p , kao što je to prikazano na slici 12.4.



Slika 12.4: Uz objašnjenje algoritma RED.

Kantica sa žetonima: Uobičavač saobraćaja na bazi kantice sa žetonima (*token bucket*) ilustrovan je na slici 12.5.



Slika 12.5: Uz objašnjenje algoritma „kantica sa žetonima”.

U uobičavač dolaze paketi s promenljivim protokom i žetoni, s fiksnim r . Kapacitet bafera žetona („kantice”) je B . Da bi iz uobičavača izašla neka količina podataka sadržana u paketima, potrebno je da se utroši ista količina podataka sadržana u žetonima – svaki bajt podataka mora se „platiti” bajtom žetona.

Podaci iz uobičavača izlaze s maksimalnim protokom M ; ovaj se tok naziva *burstom*.

Označimo maksimalno trajanje *bursta* sa S ; ono odgovara slučaju kada je „kantica“ bila puna.

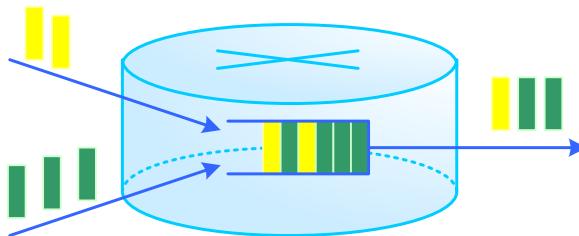
Tokom vremena S , iz uobičavača će izaći količina podataka MS . „Kantica“ kapaciteta B će se isprazniti, ali će u nju doći i novi žetoni, u ukupnom iznosu rS . Na osnovu ove diskusije, zaključujemo da mora važiti

$$B + rS = MS,$$

odakle dobijamo maksimalno trajanje *bursta*

$$S = \frac{B}{M - r}.$$

Deljenje procesora: U dosadašnjoj analizi, implicitno smo prepostavljali da se paketi opslužuju – na primer, upućuju na izlazni link – po redosledu dolaska, slika 12.6; to ne mora uvek biti slučaj.



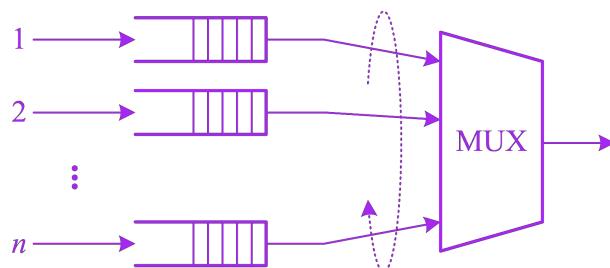
Slika 12.6: *Uz diskusiju o opsluživanju paketa u baferu.*

U disciplini deljenja procesora, ulazni tokovi saobraćaja se tretiraju kao idealni fluidi. Ako je u trenutku t aktivno $m(t)$ tokova, svakom od njih se dodeljuje kapacitet

$$\lambda(t) = \frac{C}{m(t)},$$

gde je C kapacitet izlaznog linka.

Ciklično opsluživanje: „Brojalicu“ (*round robin*) smo pominjali kod [anketiranja](#). Ovde se dolazni tokovi saobraćaja opslužuju ciklički, u krug (slika 12.7).



Slika 12.7: *Uz objašnjenje cikličnog opsluživanja.*

Moguće su dve varijante ovoga algoritma. Kod nepreemptivne (*exhaustive service*) šalju se svi paketi iz bafera koji je došao na red, dok će se u preemptivnoj (*nonexhaustive*

service) poslati jedan paket. Međurešenje, u kome se kroz težinske koeficijente definiše broj paketa koji se mogu poslati iz svakog reda u jednom ciklusu, poznato je i kao *weighted round robin* (WRR).

ISPITNA PITANJA:

Diskutujte uticaj sporadičnosti telekomunikacionog saobraćaja na projektovanje mreža s komutacijom paketa.

Objasnite algoritam „kantica sa žetonima” (*token bucket*) i izvedite izraz za maksimalno trajanje *bursta*.

Objasnite algoritam RED.

Jesu li sledeće tvrdnje tačne, ili ne?

- Pojava aperiodičnih ciklusa u telekomunikacionom saobraćaju naziva se Nojevim efektom.
- Pojava katastrofa u telekomunikacionom saobraćaju naziva se Josifovim efektom.

PREPORUČENI ZADACI IZ ZBIRKE:

11.1–4, 8, 11, 12, 14, 18

Literatura

M. Bjelica: *Telekomunikacione i računarske mreže: zbirka rešenih zadataka*, rukopis drugog izdanja

F. Gebali: *Analysis of Computer and Communications Networks*, Springer Science + Business Media, 2008.

M. Kostić: *Teorija i praksa projektovanja električnih instalacija*, Akademska misao, 2014.

J. F. Kurose, K. W. Ross: *Computer Networking: A Top-Down Approach*, 7th Edition, Pearson Education, 2017.

W. Stallings: *Data and Computer Communications*, 8th Edition, Pearson Education, 2009.

C. H. Wu, J. D. Irwin: *Introduction to Computer Networks and Cybersecurity*, CRC Press, 2013.

Preporuke, standardi i propisi organizacija IEC, IEEE, IETF, ISO, ISS, ITU-T, RATEL, ZJPTT