

# Računarske mreže i mrežne tehnologije

## 6. termin

### 1. Podsloj za upravljanje pristupom medijumima (Media Access Control)

#### - uvod

- Mreže se mogu svrstati u dve kategorije - **(1) od tačke do tačke** (P2P) i **(2) sa difuznim emitovanjem**.
- U svakoj mreži sa **difuznim emitovanjem** glavni problem je kome dodeliti pristup kanalu kada ima više takmaka. Primer je konferencijski razgovor.
- U literaturi se kanali sa difuznim emitovanjem nazivaju još i *multiaccess channels* ili *random access channels*.
- Protokoli kojima se određuje sledeći korisnik takvog kanala se nazivaju protokolima za upravljanje pristupom medijumima (*Media Access Control - MAC*).
- U regionalnim mrežama se uglavnom koriste veze tipa od tačke do tačke, dok **u lokalnim mrežama preovladava difuzni pristup**.
- **MAC podsloj čini donji deo sloja veze podataka.**

### 2. Statičko dodeljivanje kanala u lokalnim mrežama

- **Klasičan način dodeljivanja jedinstvenog kanala**, kao što je telefonski vod je multipleksiranje podelom frekvencija (FDM) ili podelom vremena (TDM). Tada se propusni opseg deli na  $N$  jednakih delova, gde je  $N$  broj korisnika. Svaki korisnik ima svoje frekventno područje, tako da se međusobno ne ometaju.
- Ako svaki korisnik ima protok konstantnog i definisanog nivoa, kao i kada je u pitanju mali i nepromenljiv broj korisnika (kao u telefonskom sistemu), ovaj pristup je efikasan.
- Međutim, ako je broj pošiljalaca veliki i stalno se menja, **FDM/TDM pristup nije efikasan**. U tipičnoj lokalnoj mreži, odnos maksimalnog i minimalnog opterećenja je oko 1000:1, pa **veliki deo propusnog opsega ostaje neiskorišćen**.
- **Iz teorije svrstavanja u redove čekanja** može se izvesti da ako je brzina kanala  $C$  b/s, brzina pristizanja  $\lambda$  okvira/s, srednja vrednost dužine okvira  $1/\mu$  b/okviru, onda je **vremenska zadrška  $T$** :

$$T = \frac{1}{\mu C - \lambda} ,$$

gde je  $\mu$  tzv. brzina opsluživanja, tzv. *service rate*. Na primer, ako je  $C=100\text{Mb/s}$ , srednja dužina okvira  $1/\mu=10000$  bitova i brzina pristizanja okvira  $\lambda=5000$  okvira/s, onda je  $T=200\mu\text{s}$ . Da je zanemarena zadrška zbog svrstavanja u red čekana, dobilo bi se (pogrešno)  $100\mu\text{s}$ .

- **Ako se pak jedinstven kanal podeli na  $N$  nezavisnih FDM potkanala**, svaki sa kapacitetom  $C/N$  b/s, srednja brzina pristizanja okvira biće takođe  $\lambda/N$ . Dakle:

$$T_{FDM} = \frac{1}{\mu(C/N) - \lambda/N} = \frac{N}{\mu C - \lambda} = NT ,$$

**Prosečno kašnjenje se  $N$  puta povećava.**

- Gornji izraz za  $T_{FDM}$  pokazuje zašto se FDM sistem ne koristi u lokalnim mrežama.

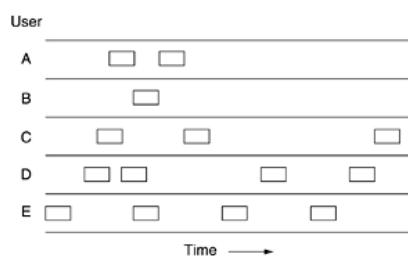
### 3. Dinamičko dodeljivanje kanala u lokalnim mrežama

- U osnovi modela dinamičke dodele kanala nalazi se nekoliko prepostavki:
- **Model stanica.** Model sadrži  $N$  nezavisnih stanica koje generišu okvire za slanje brzinom  $\lambda$  okvira/s. Kada generiše okvir, stanica se blokira sve dok on ne bude uspešno poslat.
- **Prepostavka o jedinstvenom kanalu.** Za sve komunikacije na rapolaganju je samo jedan kanal.
- **Prepostavka o sukobljavanju.** Ako se dva okvira istovremeno emituju, dolazi do kolizije. Takav okvir mora biti ponovo poslat.
- **Neprekidan vremenski tok.** Okvir se može poslati u bilo kom trenutku.
- **Raspodeljeno vreme.** Vreme je podeljeno u intervale određene veličine.
- **Osluškivanje kanala na nosiocu podataka.** Pre nego pošalje, stanica ispituje da li je kanal slobodan. Ako ustanovi da nije, čeka dok se osloboodi.
- **Nema osluškivanja kanala na nosiocu podataka.** Stanica ne proverava da li je kanal prazan pre nego pošalje okvir. Kasnije se proverava da li je prenos uspešno obavljen.

### 4. Čist ALOHA protokol za višekorisnički pristup

- **Čist ALOHA protokol** patentiran je od strane Normana Abramsona sa Havajskog univerziteta sedamdesetih godina i predstavlja elegantnu metodu za rešavanje problema pristupanja kanalu. Iako je u originalnom protokolu korišćeno radiodifuzno emitovanje, osnovna ideja je primenljiva na sve vidove pristupa zajedničkom kanalu.
- Osnovna ideja protokola je veoma jednostavna: **dozvoliti korisnicima da emituju uvek kada imaju podatke za slanje.**
- **Pošiljalac uvek može da zaključi da li je emitovanje bilo uspešno ako osluškuje kanal.** Ako je emitovanje neuspešno, ponavlja se sve do supešnog ishoda.
- Na slici je skicirano generisanje okvira u čistom ALOHA sistemu. Kada god dva korisnika pokušavaju da zauzmu kanal u istom trenutku, okviri se oštećuju. Čak iako se samo par bitova preklopi, nastaje kolizija.

Figure 4-1. In pure ALOHA, frames are transmitted at completely arbitrary times.

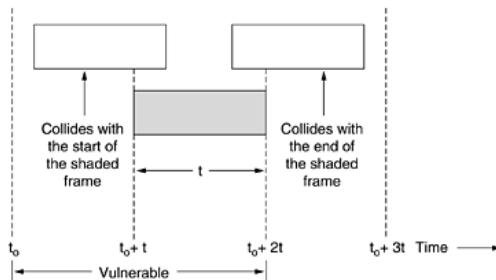


- **“Jedinično vreme prenosa okvira”** definiše se kao vreme potrebno da se pošalje standardni okvir fiksne dužine.
- Prepostavka je da beskonačni broj korisnika generiše nove okvire sledeći Poasonovu

distribuciju sa  $N$  proizvedenih okvira tokom vremena potrebnog za prenos jednog okvira. Ako je  $N > 1$  korisnici generišu okvire brže nego što sistem može da ih obradi i često dolazi do sukobljavanja. Preporuka je, svakako,  $0 < N < 1$ .

- Osim novih okvira, stanice ponovo emituju i okvire koji su se prethodno sukobili, što daje ukupno  $G$  svih okvira tokom vremena potrebnog za prenos jednog okvira ( $G \geq N$ ). Pri niskom opterećenju je  $G \approx N$ . Pri visokom opterećenju biće  $G \gg N$ .
- Protok podataka  $S$  dobija se kao proizvod opterećenja  $G$  i verovatnoće uspešnosti slanja  $P_0$ :  $S = GP_0$
- Okvir se neće sukobiti ako se ne nalazi u intervalu prikazanom na slici, a čija je dužina  $2t$ , gde je  $t$  jedinično vreme prenosa okvira.

Figure 4-2. Vulnerable period for the shaded frame.



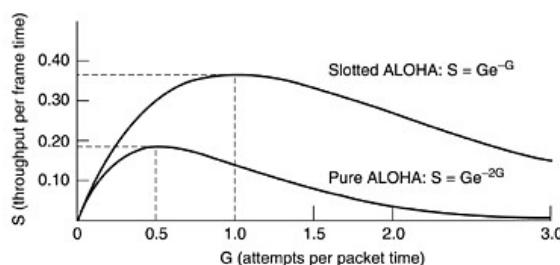
- Verovatnoća da će  $k$  novih okvira biti generisano tokom slanja okvira je :

$$Pr[k] = \frac{G^k e^{-2G}}{k!} ,$$

tako da verovatnoća generisanja 0 okvira iznosi  $e^{-G}$ , dok u ukupnom periodu ranjivosti od  $2t$ , ta verovatnoća iznosi  $P_0 = e^{-2G}$ . Tako, ukupni protok se dobija iz  $S = GP_0$  kao:  
 $S = Ge^{-2G}$

- **Odnos između pokušanog i stvarnog saobraćaja**, prikazan je na slici. Maksimalni protok je omogućen pri  $G=0.5$ , uz  $S=0.5e$ , što iznosi oko 0.184, tj oko 18%.

Figure 4-3. Throughput versus offered traffic for ALOHA systems.



## 5. Vremenski raspodeljen ALOHA protokol za višekorisnički pristup

- Godine 1972. Roberts je objavio metodu dupliranja kapaciteta ALOHA sistema **uvodenjem podele vremena na intervale konačne dužine** i da svaki interval odgovara vremenu prenosa jednog okvira.
- Jedan od načina da se to postigne bio bi da posebna stanica emituje odgovarajući signal na početku svakog okvira.
- Na ovaj način je period ranjivosti smanjen sa  $2t$  na  $t$ , tako da sada protok iznosi:

$$S = Ge^{-2G}$$

- Kao što se vidi na prethodnoj slici, ovaj protokol dostiže maksimum nna  $G=1$ , uz protok podataka 0.368 okvira po vremenu  $t$ , tj. oko 37%.
- **Porastom  $G$  se broj sukoba eksponencijalno povećava**, što je veoma loše. Dokaz: Verovatnoća da će okvir biti uspešno poslat posle  $k$  prenosa je:

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

tako da je srednji broj prenosa:

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

## 6. Protokli za višekorisnički pristup sa osluškivanjem saobraćaja na nosiocu podataka

- Vremenski raspodeljenim sistemom ALOHA može se postići efikasnost od maksimalno  $1/e$ , a glavni razlog leži u činjenici što stanice šalju nasumično, bez osluškivanja da li je nosilac slobodan.
- Skup protokola koji osluškuju medijum nazivaju se u originalu ***carrier sense protocols***.
- Jedan od takvih protokola je i tzv. **1-trajni CSMA** (*1-persistent Carrier Sense Multiple Access*), čija je osnovna osobina da osluškuje kanal, čeka da saobraćaj na njemu potpuno utihne, i tek onda šalje svoj okvir. Protokol nosi naziv 1-trajni jer stanica **emituje sa verovatnoćom 1** kada utvrđi da je kanal prazan.
- **Problem sa 1-trajnim CSMA protokolom** nastaje kada dve ili više stanice imaju okvir za slanje, osluškuju kanal, a kada se on oslobodi odmah šalju svoje okvire pa sigurno dolazi do kolizije. I pored toga, protokol je mnogo bolji od čistog ALOHA.
- Drugi protokol je tzv. **povremen CSMA (non-persistent CSMA)**, koji se od 1-trajnog CSMA razlikuje po tome što stanica ne osluškuje kanal sve vreme, već, ukoliko utvrđi da je zauzet, čeka nasumično izabran vremenski interval pre nego ponovo proveri zauzetost. Zato ređe dolazi do sukoba.
- Treći pristup je tzv p-trajni CSMA (***p-persistent CSMA***), koji se od 1-trajnog CSMA razlikuje po tome što stanica utvrđi da se kanal oslobođio emituje s verovatnoćom  $p$ , što implicira da sa verovatnoćom  $q=1-p$  stanica odustaje od emitovanja u tom intervalu.

Figure 4-4. Comparison of the channel utilization versus load for various random access protocols.

