Glava 3: Nivo transporta

Ciljevi:

- Shvatiti principe na kojima počivaju servisi nivoa transporta:
  - Multipleksiranje/ demultipleksiranje
  - Pouzdan prenos podataka
  - Kontrola protoka
  - Kontrola zagušenja
- Protokoli transportnog nivoa na Internetu:
  - UDP: nekonektivni transport
  - TCP: konektivni transport
  - TCP kontrola zagušenja
  - QUIC

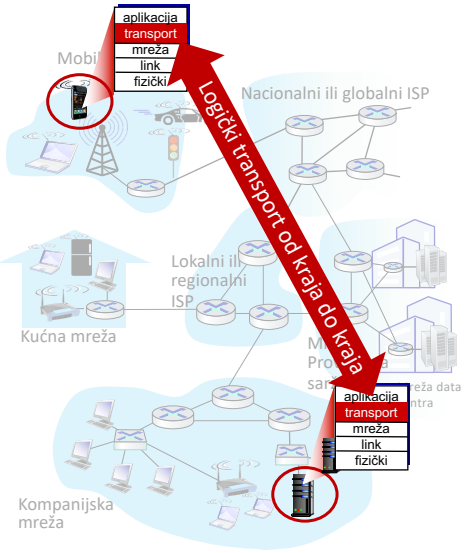
1

Glava 3: Sadržaj

2

Transportni servisi i protokoli

- obezbjeđuju logičku komunikaciju između aplikacija koje se odvijaju na različitim hostovima
- transportni protokoli se implementiraju na krajnjim sistemima
  - Predajna strana transportnog protokola dijeli poruke u segmente, prosleđuje ih mrežnom nivou
  - Prijemna strana transportnog protokola desegmentira segmente u poruke, i prosleđuje ih nivou aplikacije
- Više od jednog transportnog protokola je na raspolaganju aplikacijama
  - Na Internetu dominiraju TCP i UDP



Poređenje transportnog i mrežnog nivoa

- Mrežni nivo obezbjeđuje logičku komunikaciju između hostova
- Transportni nivo obezbjeđuje logičku komunikaciju između procesa
  - Oslanja se na servise mrežnog nivoa i poboljšava njihove osobine

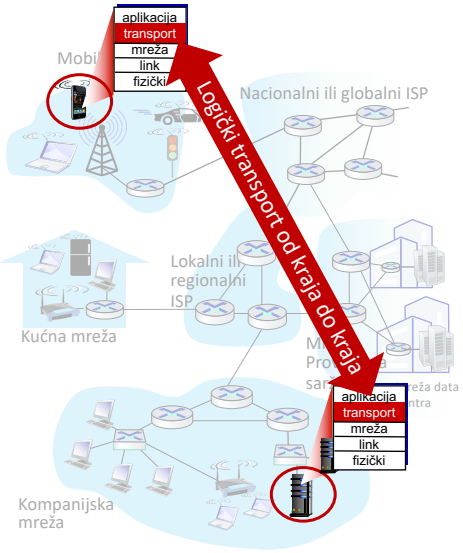
Analogija:

12 ljudi šalje pisma za 12 ljudi

- procesi = ljudi
- poruke = poruke u kovertama
- hostovi = kuće u kojima ljudi žive
- transportni protokol = zapis na koverti
- mrežni protokol = poštanski servis

Internet protokoli transportnog nivoa

- TCP
  - Mutlipleksiranje saobraćaja različitih procesa
  - Pouzdana, redosledna isporuka
  - Kontrola zagušenja
  - Kontrola protoka
  - Uspostavljanje veze
- UDP
  - Mutlipleksiranje saobraćaja različitih procesa
  - Detekcija greške u zaglavlju
  - nepouzdana, neredosledna isporuka
  - Bez unapređenja"best-effort" servisa IP protokola
- Servisi koji se ne pružaju:
  - Garantovano kašnjenje
  - Garantovana propusnost
  - Zaštita



5

Glava 3: Sadržaj

3.1 Servisi nivoa transporta

3.2 Multipleksiranje i demultipleksiranje

3.3 Nekonektivni transport: UDP

3.4 Konektivni transport: TCP
- Struktura segmenta
- Pouzdani prenos podataka
- Kontrola protoka
- Upravljanje vezom

3.5 Principi kontrole zagušenja

3.6 TCP kontrola zagušenja

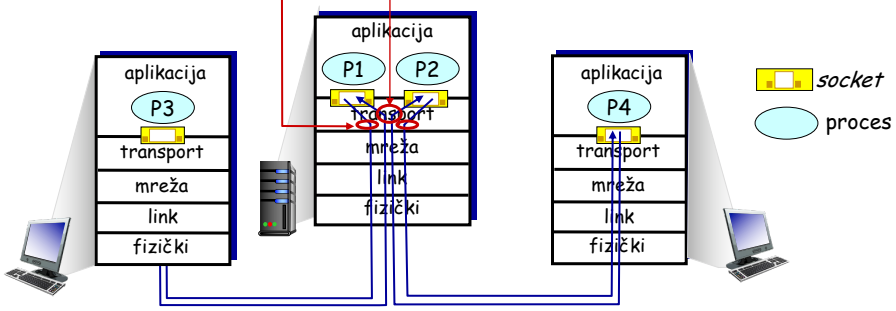
3.7 QUIC

6

Multipleksiranje/demultipleksiranje

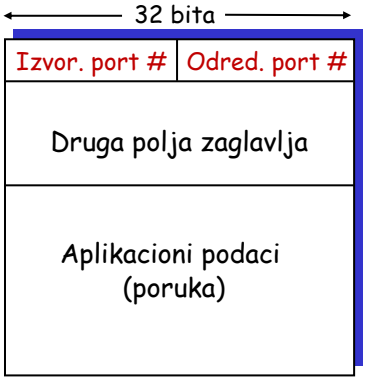
Multipleksiranje na predaji:
Manipulisanje podacima iz više *socket*-a, dodavanje transportnog zaglavlja (koristi se za demultipleksiranje)

Demultipleksiranje na prijemu:
Koristi zaglavlje za predaju primljenih segmenata pravom *socket*-u



Kako funkcioniše demultipleksiranje?

- host prima IP datagrame
  - Svaki datagram ima izvorišnu IP adresu, odredišnu IP adresu
  - Svaki datagram nosi 1 segment nivoa transporta
  - Svaki segment ima izvorišni i odredišni broj porta
    - 16 bitni broj (0-65535)
    - 0-1023 su tzv"dobro poznati" portovi koji su unaprijed rezervisani (RFC1700, www.iana.org)
- host koristi IP adrese & brojeve portova da usmjeri segment na odgovarajući socket



TCP/UDP format segmenta

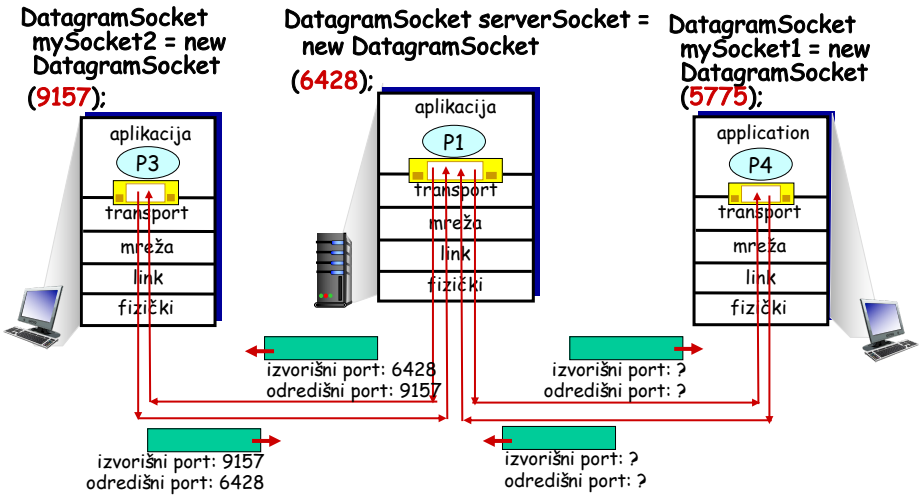
Nekonektivno demultipleksiranje (UDP)

- Kada se kreira UDP *socket* transportni nivo mu odmah dodjeljuje broj porta koji ne koristi neki drugi UDP *socket* na hostu
- Klijentska strana transportnog protokola obično *socket*-u dodjeljuje ne "dobro poznate" portove 1024-65535
- UDP *socket* identifikuju dva podatka:

(IP adresa odredišta, broj porta odredišta)

- Kada host primi UDP segment:
  - Provjerava odredišni broj porta u segmentu
  - Usmjerava UDP segment u *socket* koji ima taj broj porta
- IP datagrami sa različitim izvorišnim IP adresama i/ili izvorišnim brojevima portova se usmjeravaju na isti *socket*

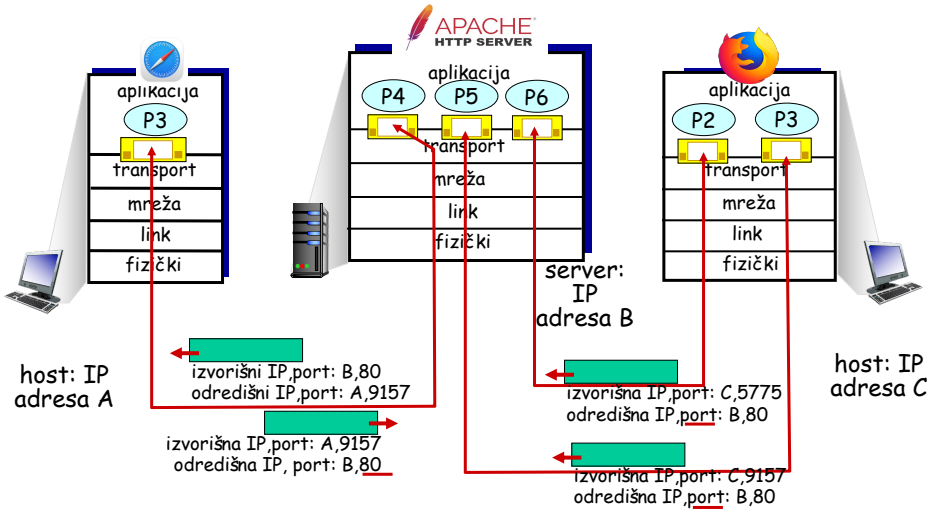
Nekonektivno multipleksiranje



Konektivno demultipleksiranje

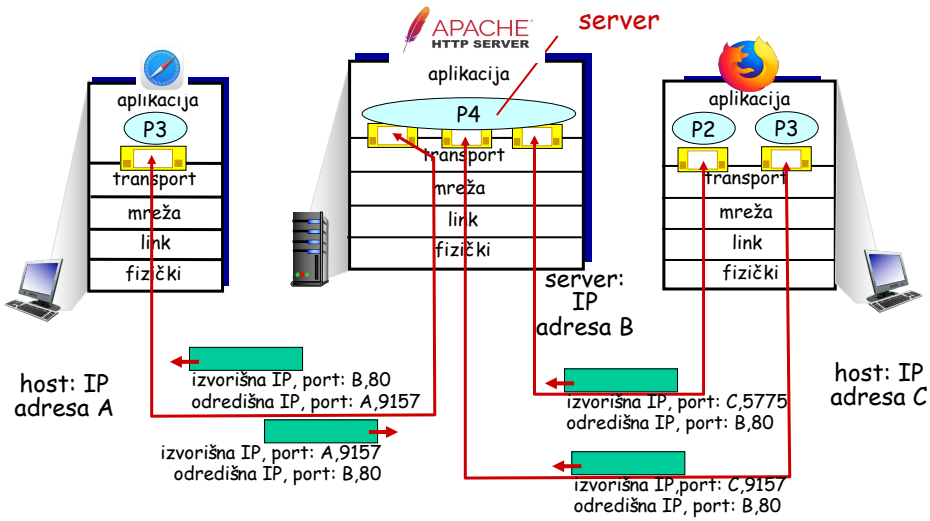
- TCP *socket* identifikuju 4 parametra:
  - Izvorišna IP adresa
  - Izvorišni broj porta
  - Odredišna IP adresa
  - Odredišni broj porta
- Prijemni host koristi sve četiri vrijednosti za usmjeravanje segmenta na odgovarajući socket
- Server host može podržavati više simultanih TCP *socket*-a:
  - svaki *socket* je identifikovan sa svoja 4 parametra
- Web serveri imaju različite *socket*-e za svakog povezanog klijenta
  - ne-perzistentni HTTP će imati različite *socket*-e za svaki zahtjev

Konektivno demultipleksiranje



tri segmenta, adresirana na IP adresu: B,
dest port: 80 se demultipleksiraju na različite sokete

Konektivno demultipleksiranje



Glava 3: Sadržaj

UDP: User Datagram Protocol [RFC 768]

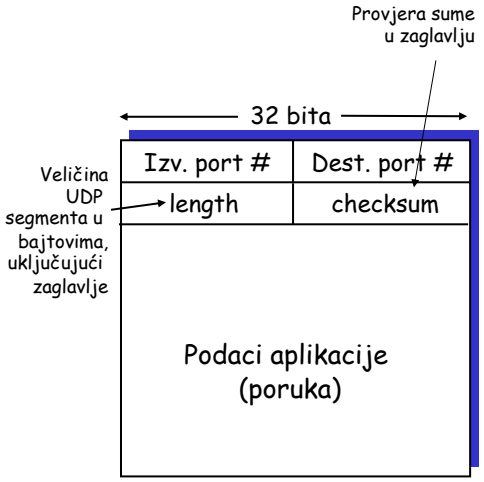
- Nema poboljšanja koja se nude Internet protokolu
- "*best effort*" servis, UDP segmenti mogu biti:
  - izgubljeni
  - neredosledno predati
- nekonektivni:
  - nema uspostavljanja veze (*handshaking*) između UDP pošiljaoca i prijemnika
  - svaki UDP segment se tretira odvojeno od drugih

Zašto onda UDP?

- Nema uspostavljanja veze (koja povećava kašnjenje)
- Jednostavniji jer ne vodi se računa o stanju veze
- Manje zaglavlje segmenta (8B u odnosu na 20B kod TCP-a)
- Nema kontrole zagušenja tako da može slati podatke onom brzinom kojom to aplikacija želi

UDP

- Često se koristi za "*streaming*" multimedijalne aplikacije
  - Tolerantne u odnosu na gubitke
  - Osjetljive na brzinu prenosa
- Drugi UDP korisnici
  - DNS
  - SNMP (zbog toga što mrežne menadžment aplikacije funkcionišu kada je mreža u kritičnom stanju)
  - HTTP/3
- Pouzdani prenos preko UDP: mora se dodati pouzdanost na nivou aplikacije
  - Oporavak od greške na nivou aplikacije
  - Kontrola zagušenja na nivou aplikacije



Format UDP segmenta
RFC 768

Glava 3: Sadržaj

3.1 Servisi nivoa transporta

3.2 Multipleksiranje i demultipleksiranje

3.3 Nekonektivni transport: UDP

3.4 Konektivni transport: TCP
- Struktura segmenta
- Pouzdani prenos podataka
- Kontrola protoka
- Upravljanje vezom

3.5 Principi kontrole zagušenja

3.6 TCP kontrola zagušenja

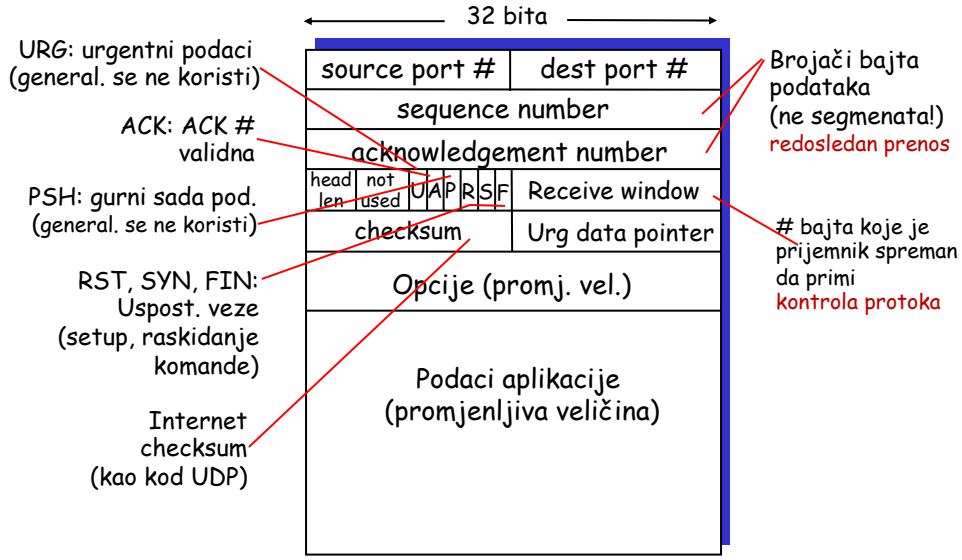
3.7 QUIC

TCP: Pregled RFC-ovi: 793, 1122, 1323, 2018, 2581

- Tačka-tačka:
  - Jedan pošilj, jedan prij.
- Pouzdan, redosledan prenos bajta:
  - Nema "granica poruka"
- *Pipelined* prenos:
  - TCP kontrola zagušenja i protoka podešava veličinu prozora
- Baferi za slanje & prijem

- *Full duplex* prenos:
  - U istoj vezi prenos u dva smjera
  - MSS: maksimalna veličina podataka sloja aplikacije u segmentu (1460B, 536B, 512B)
- Konektivan:
  - *Handshaking* (razmjena kontrolnih poruka) inicira pošiljalac prije slanja poruka protokola nivoa aplikacije
- Kontrola protoka:
  - Pošiljalac ne može "zagušiti" prijemnika

TCP struktura segmenta (21B-1480B)



TCP brojevi u sekvenci, ACK-ovi

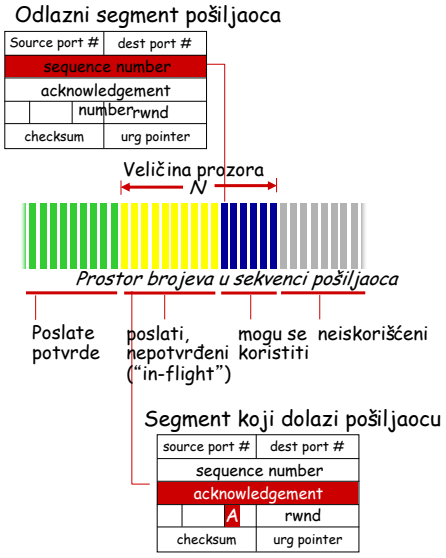
Brojevi u sekvenci:

- Dodjeljuje se broj prvom bajtu iz sadržaja segmenta
- Inicijalne vrijednosti se utvrđuju na slučajan način.

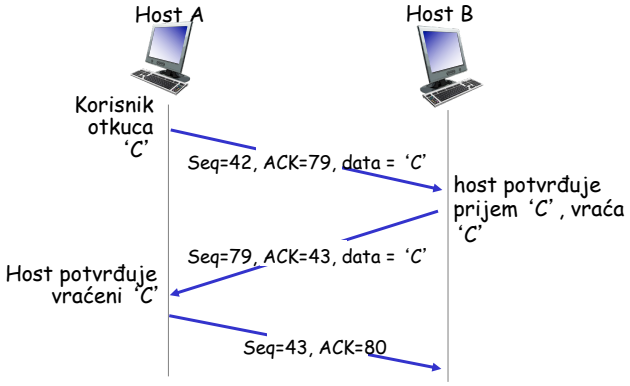
Potvrde (ACK):

- Broj sekvence sledećeg bajta koji se očekuje sa druge strane
- Kumulativni ACK

Q: Kako se prijemnik ponaša prema *out-of-order* segmentima?



TCP brojevi u sekvenci, potvrde



Jednostavni Telnet scenario

TCP pouzdani prenos podataka

- TCP kreira pouzdani servis baziran na npouzdanom IP servisu
- *Pipelined* segmenti
- Kumulativne potvrde
- TCP koristi jedan tajmer za pokretanje retransmisije
- Retransmisije su trigerovane sa:
  - *timeout* događajima
  - duplim ack-ovima
- Na početku treba razmotriti pojednostavljenu TCP predajnu stranu:
  - Ignorišu se duplirani ack-ovi
  - Ignorišu se kontrole protoka i zagušenja

Događaji vezani za TCP pošiljaoca

1. Podaci primljeni od aplikacije:

- Kreiranje segmenta sa brojem u sekvenci
- Broj u sekvenci je *byte*-stream broj prvog bajta podataka u segmentu
- Startuje se tajmer ako to već nije urađeno
- Interval *timeout*-a se izračunava po odgovarajućoj formuli

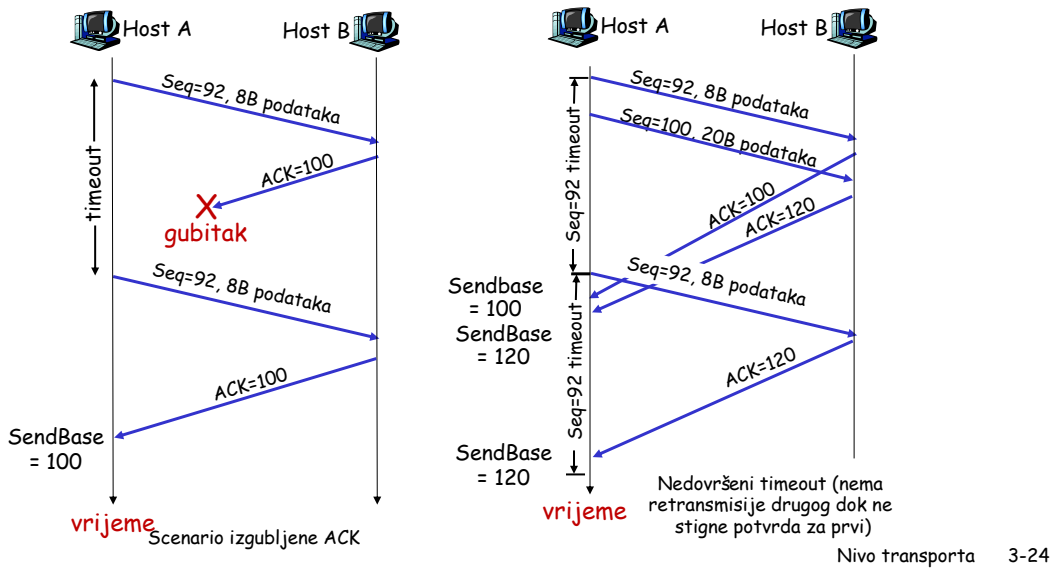
2. timeout:

- Ponovo se šalje segment koji je izazvao timeout
- restartovati tajmer

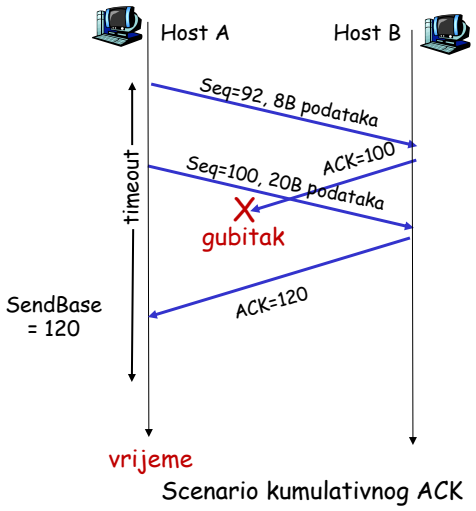
3.Ack primljen:

- Ako se potvrdi prijem ranije nepotvrđenog segmenta
  - Pravi se odgovarajući *update*
  - Startuje se tajmer ako postoje segmenti koji čekaju

TCP: scenariji retransmisije



TCP: scenariji retransmisije



Scenario kumulativnog ACK

U slučaju kada istekne *timeout* period, TCP se više ne pridržava formule za izračunavanje timeout intervala o kojoj će biti riječi. Umjesto nje TCP duplira raniju vrijednost *timeout* intervala.

TCP Round Trip Time i Timeout

P: kako postaviti TCP vrijeme timeout-a?

- Duže od RTT-a
  - ali RTT varira
- Suviše kratko izaziva prerani timeout izaziva nepotrebne retransmisije
- Previše dugo ima za posledicu sporu reakciju na gubitak segmenta
- Potrebna je aproksimacija RTT-a

P: kako aproksimirati RTT?

- **SampleRTT**: mjeriti vrijeme od slanja segmenta do prijema ACK
  - Ignorisati retransmisije
  - Radi se za samo jedan nepotvrđeni segment
- **SampleRTT** će varirati, želja je za što boljom estimacijom RTT
  - Više mjerenja, a ne samo trenutno **SampleRTT**

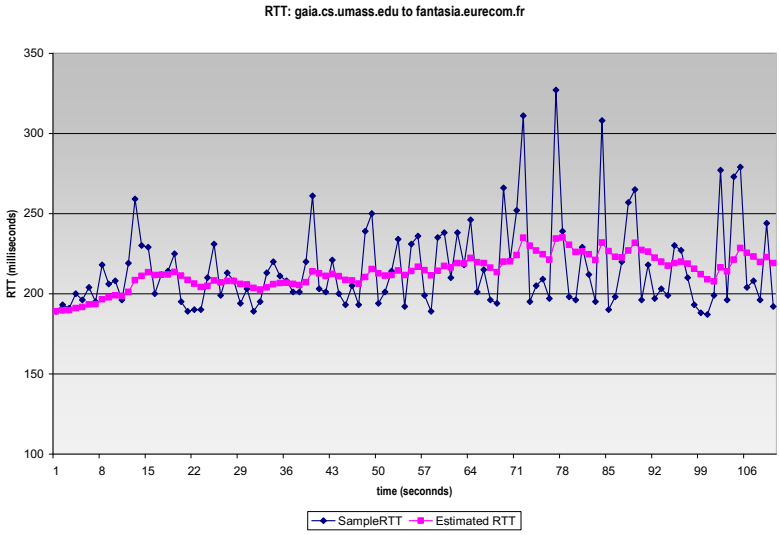
P: Da li SampleRTT vezivati za svaki nepotvrđeni segment?
P: Zašto ignorisati retransmisije?

TCP Round Trip Time and Timeout

EstimatedRTT = (1- α)*EstimatedRTT + α*SampleRTT

- Uticaj prošlosti opada po eksponencijalnoj raspodjeli
- *Exponential weighted moving average* (EWMA) ili eksponencijalno ponderisani klizni prosjek
- Tipična vrijednost: α = 0.125

Primjer RTT estimacije:



TCP Round Trip Time i Timeout

Setovanje timeout-a

- **EstimatedRTT** + "sigurnosna margina"
  - Velika varijacija u **EstimatedRTT** -> velika sigurnosna margina
- Prvo se estimira koliko SampleRTT odstupa od EstimatedRTT:

DevRTT = (1-β)*DevRTT + β*|SampleRTT-EstimatedRTT|

(tipično, β = 0.25) **EWMA od ove razlike**

Timeout interval za izračunava po formuli:

TimeoutInterval = EstimatedRTT + 4*DevRTT

TCP generisanje ACK [RFC 1122, RFC 2581]

Događaj na prijemu	TCP akcije prijemnika
Dolazak in-order segmenta sa očekivanim brojem u sekvenci. Svi podaci do očekivanog broja su potvrđeni	ACK sa kašnjenjem. Čeka do 500ms za sledeći segment. Ako nema sledećeg, šalje ACK.
Dolazak in-order segmenta sa očekivanim brojem u sekvenci. Potvrđivanje prijema drugog segmenta u toku.	Odmah šalje jednu kumulativnu ACK, potvrđujući oba in-order segmenta.
Dolazak out-of-order segmenta sa većim brojem u sekvenci od očekivanog. Detektecija prekida.	Odmah šalje duplikat ACK, indicirajući broj u sekvenci očekivanog bajta.
Dolazak segmenta koji djelimično ili potpuno popunjava prekid.	Odmah šalje ACK, omogućavajući da segment popuni prekid.

"Fast Retransmit"

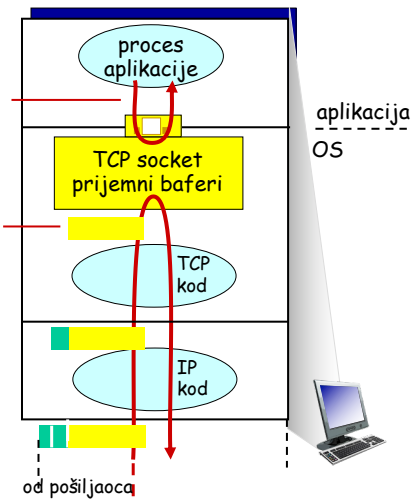
- *Time out* period je često predugačak:
  - Dugo kašnjenje prije retransmisije izgubljenog paketa
- Detekcija izgubljenog segmenta preko dupliranih ACK-ova.
  - Pošiljalac često šalje mnogo segmenata
  - Ako je segment izgubljen, najvjerovatnije će biti dosta dupliranih ACK-ova.
- Ako pošiljalac primi 3 ACK za isti segment, pretpostavlja se da je segment poslije potvrđenog izgubljen:
  - "fast retransmit": retransmisije segmenta prije nego što je tajmer istekao

Da li TCP ima GBN ili "*selective repeat*" kontrolu greške?
Zašto 3 a ne dva ACK?

TCP kontrola protoka

Aplikacija može ukloniti podatke iz bafera TCP *socket*-a ....

... sporije nego što TCP prijemnik predaje (pošiljalac šalje)



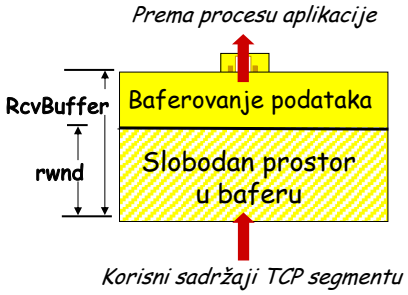
prijemnikov protokol *stack*

Kontrola protoka

Prijemnik kontroliše pošiljaoca, tako da pošiljalac neće zagušiti prijemnikov bafer šaljući podatke velikom brzinom

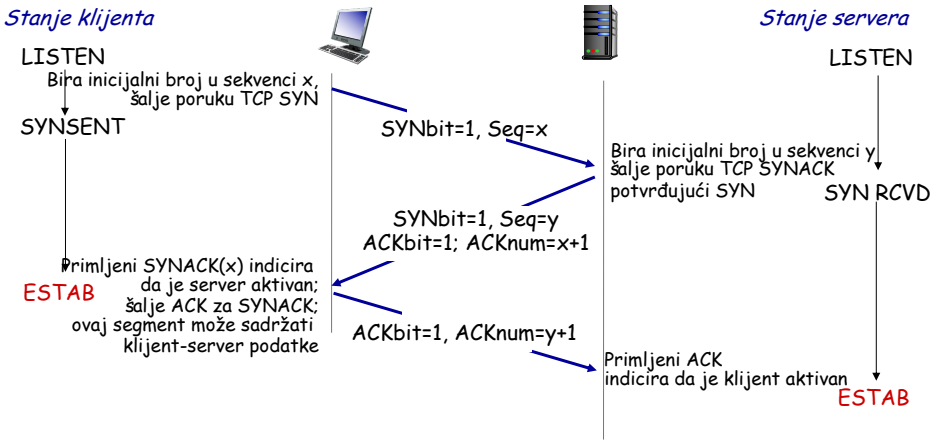
TCP kontrola protoka

- Prijemnik oglašava slobodan prostor u baferu podešavanjem vrijednosti u polje **`rwnd`** u zaglavljuTCP segmenta
  - **`Veličina RcvBuffer`** se podešava u opcijama *socket*-a (tipična vrijednost 4096B)
  - Mnogi OS podešavaju **`RcvBuffer`**
- Pošiljalac ograničava broj nepotvrđenih ("in-flight") podataka na vrijednost prijemnikovog **`rwnd`**
- Garantuje da se ne prepuni bafer

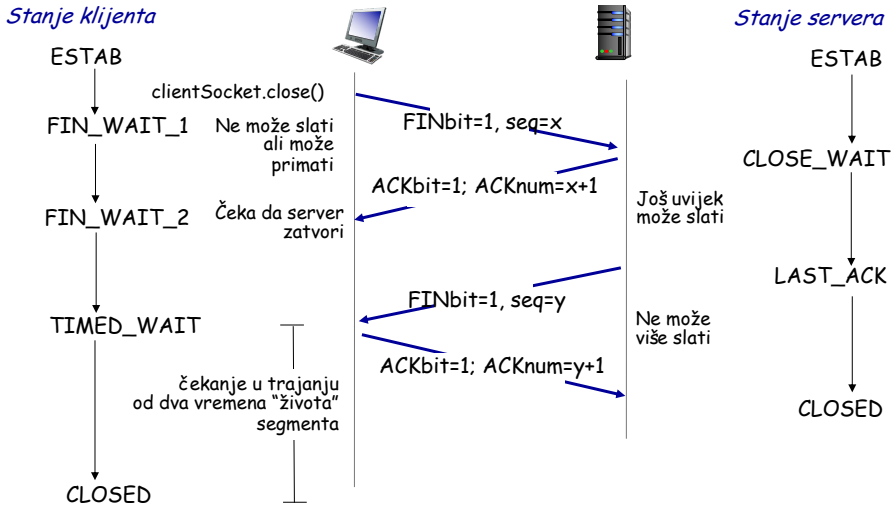


Baferovanje na prijemnikovoj strani

TCP *3-way handshake*



TCP: zatvaranje konekcije



Glava 3: Sadržaj

3.1 Servisi nivoa transporta

3.2 Multipleksiranje i demultipleksiranje

3.3 Nekonektivni transport: UDP

3.4 Konektivni transport: TCP

- Struktura segmenta
- Pouzdani prenos podataka
- Kontrola protoka
- Upravljanje vezom

3.5 Principi kontrole zagušenja

3.6 TCP kontrola zagušenja

3.7 QUIC

Principi kontrole zagušenja

Zagušenje:

- javlja se kada korisnici generišu količinu saobraćaja koju mreža ne može da prenese
- pojavni oblici:
  - velika kašnjenja (baferovanje u ruterima)
  - gubici paketa (puni baferi u ruterima)
- razlikuje se od kontrole protoka
- Veliki problem!

Kontrola zagušenja: previše pošiljaoca, šalju prevelikom brzinom

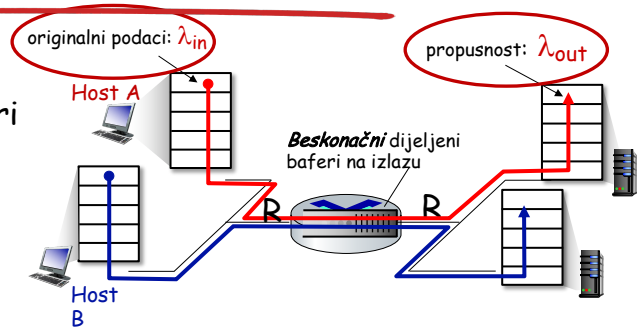
Kontrola protoka: pošiljalac šalje brže nego što prijemnik može da primi

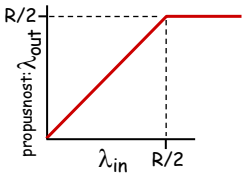
Principi kontrole zagušenja

Najjednostavniji scenario:

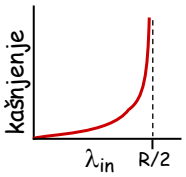
- router, beskonačni baferi
- Kapacitet linka R
- Dva toka
- retransmisije nijesu potrebne

Šta se dešava kada se dolazna brzina λ_{in} približi R/2?





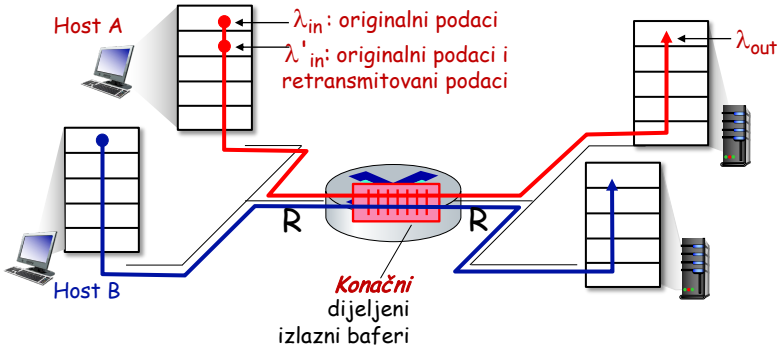
Maksimalna propusnost po konekciji: R/2



Velika kašnjenja kada se λ_{in} približi kapacitetu

Principi kontrole zagušenja

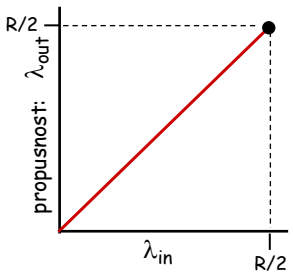
- jeda ruter konačnih bafera
- pošiljalac ponovo šalje izgubjene pakete ili pakete kojima je istekao time-out
  - ulaz nivoa aplikacija = izlaz nivoa aplikacije: $\lambda_{in} = \lambda_{out}$
  - ulaz nivoa transporta uključuje retransmisije: $\lambda'_{in} \geq \lambda_{in}$

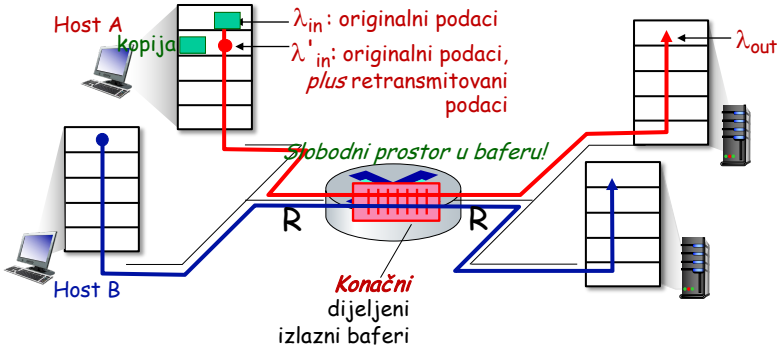


Principi kontrole zagušenja

Idealizacija: perfektno znanje

- Pošiljalac šalje samo onda kada u baferima ima mjesta

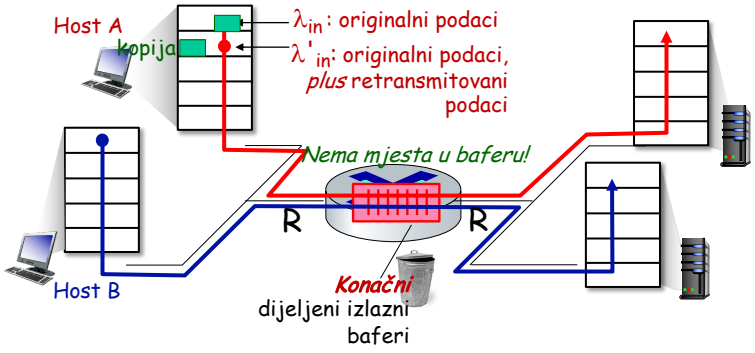




Principi kontrole zagušenja

Idealizacija: djelimično znanje

- Paketi mogu biti izgubljeni zbog nedostatka mjesta u baferu
- Pošiljalac zna kada je paket izgubljen tako da ponovo šalje samo izgubljene pakete

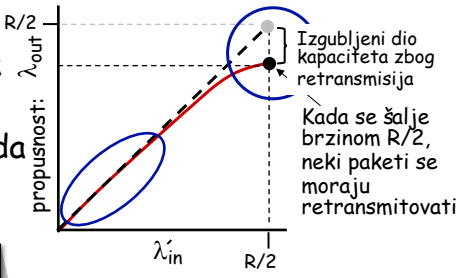


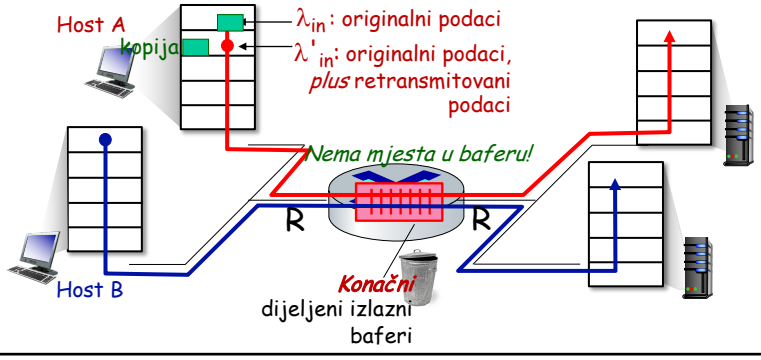
41

Principi kontrole zagušenja

Idealizacija: djelimično znanje

- Paketi mogu biti izgubljeni zbog nedostatka mjesta u baferu
- Pošiljalac zna kada je paket izgubljen tako da ponovo šalje samo izgubljene pakete



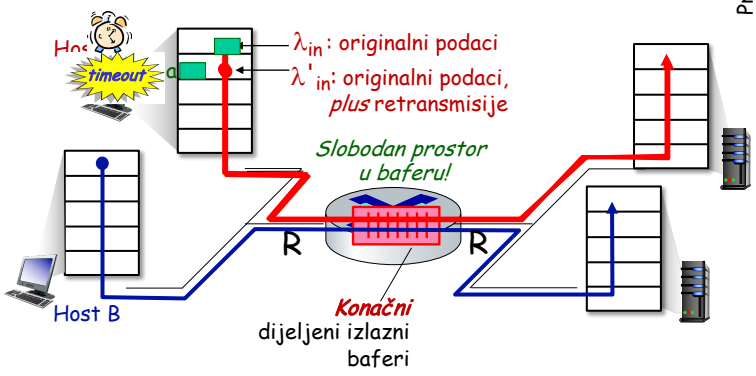


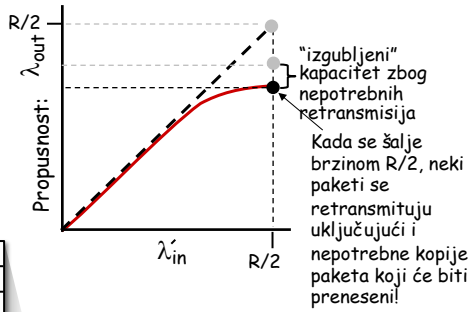
42

Principi kontrole zagušenja

Realni scenario: *nepotrebni duplikati*

- Paketi koji mogu biti izgubljeni zbog nedovoljno prostora u baferu zahtijevaju retransmisije
- Ali i pošiljaočev timeout može isteći tako da izaziva retransmisiju paketa koji će stići

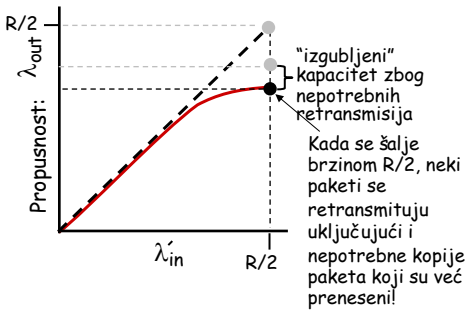




Principi kontrole zagušenja

Realni scenario: *nepotrebni duplikati*

- Paketi koji mogu biti izgubljeni zbog nedovoljno prostora u baferu zahtijevaju retransmisije
- Ali i pošiljaočev timeout može isteći tako da izaziva retransmisiju paketa koji je već stigao



Posledice zagušenja:

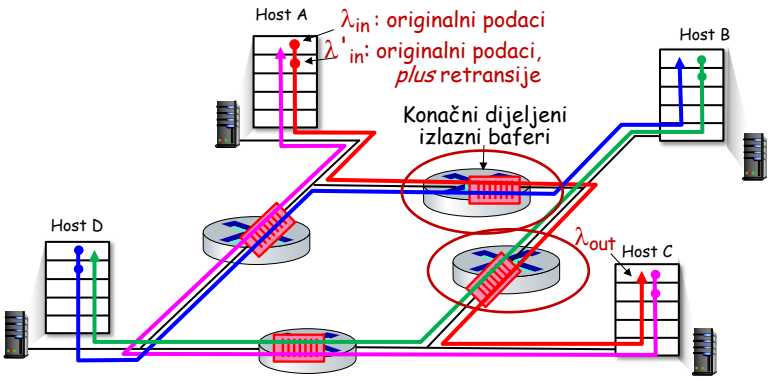
- Potrebno je više retransmisija
- Javljaju se i nepotrebne retransmisije koje smanjuju maksimalnu propusnost

Principi kontrole zagušenja

- *4 pošiljaoca*
- *više rutera*
- timeout/retransmisija

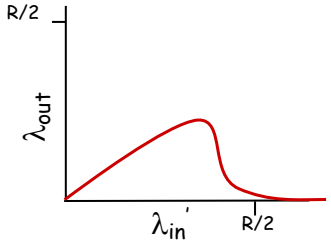
Šta se dešava kada λ_{in} i λ_{in}' porastu?

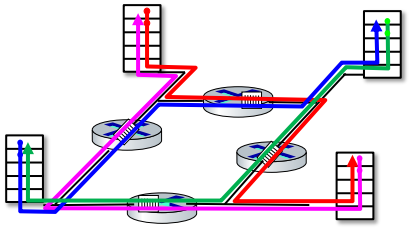
Kada crveni λ_{in}' raste, svi plavi paketi na gornjem redu čekanja se odbacuju smanjujući plavu propusnost na 0.



45

Principi kontrole zagušenja





Još jedna posledica kolizije:

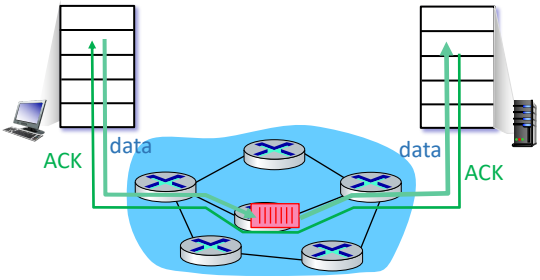
- Kada se paket odbaci, svi resursi do tada iskorišćeni za prenos paketa su izgubljeni!

46

Principi kontrole zagušenja

Kontrola od kraja do kraja:

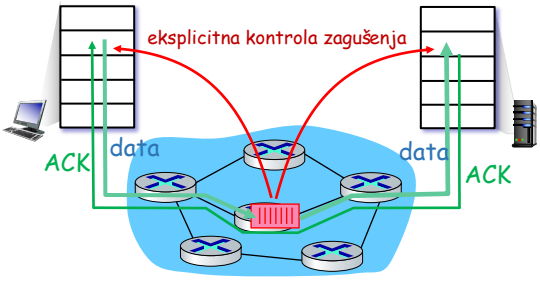
- Nema eksplicitne informacije o zagušenju od mreže
- Spoznaja o zagušenju se dobija praćenjem gubitaka, kašnjenja,...
  - TCP



Principi kontrole zagušenja

Kontrola zagušenja uz asistenciju mreže:

- ruter obezbjeđuje hostovima, čiji saobraćaj se prenose preko njega, eksplicitnu informaciju o zagušenju
- može poslati informaciju o nivou zagušenja ili brzinu prenosa kojom host može da šalje podatke
  - TCP ECN, ATM, DECbit,...



Glava 3: Sadržaj

TCP kontrola zagušenja

- Kontrola od kraja do kraja (bez učešća mreže)
- Pošiljalac ograničava slanje:

  `LastByteSent-LastByteAcked ≤ cwnd`
- Približno,

$$\text{brzina} = \frac{\text{cwnd}}{\text{RTT}} \quad \text{b/s}$$

- **`cwnd`** je dinamička funkcija detekcije zagušenja mreže

TCP kontrola zagušenja:AIMD

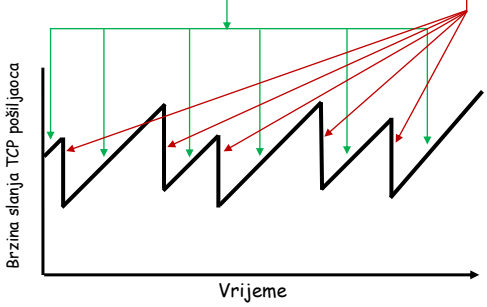
Pristup: pošiljaoci povećavaju brzinu prenosa dok se ne desi gubitak paketa (zagušenje), kada se smanjuje brzina na polovinu brzine u trenutku gubitka paketa

Aditive Increase

Povećava brzinu za 1 MSS nakon svakog RTT-a u kome se neijesu pojavili gubici

Multiplicative Decrease

Smanjuje brzinu na pola nakon RTT u kome se pojavio gubitak



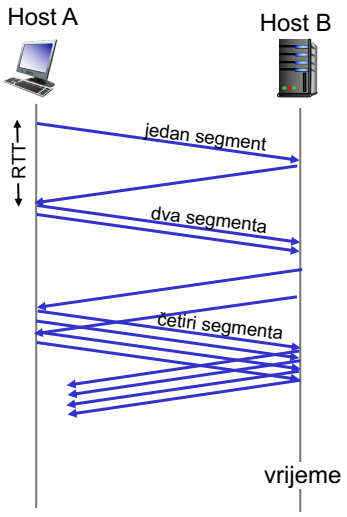
AIMD "testera": *provjera* dostupnog kapaciteta

TCP kontrola zagušenja: Slow start

- Kada se konekcija uspostavi, `CongWin` = 1 MSS
  - Primjer: MSS = 500 B & RTT = 200 ms
  - Inicijalna brzina =20 kb/s
- Dostupna propusnost može biti mnogo veća od MSS/RTT
  - Poželjno je brzo podešavaje na željenu brzinu
- Kada se konekcija uspostavi, brzina se povećava eksponencijalno do prvog gubitka

TCP kontrola zagušenja: Slow start

- Kada se konekcija uspostavi, brzina se eksponencijalno povećanje do prvog gubitka :
  - Inicijalna vrijednost cwnd=1
  - Udvostručuje se **cwnd** svakog RTT-a tako što cwnd inkrementira sa svakim primljenim ACK
  - Inicijalna brzina je niska ali brzo raste



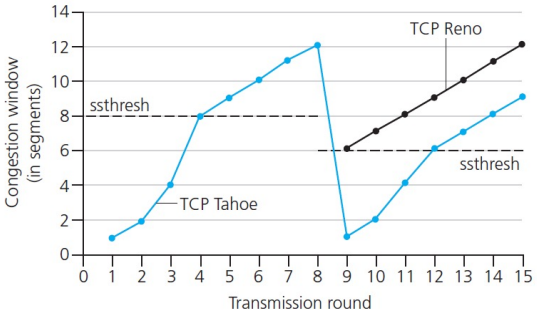
TCP kontrola zagušenja

Kada eksponencijalni rast prelazi u linearni?

Eksponencijalni rast prelazi u linearni kad cwnd dostigne 1/2 svoje vrijednosti u trenutku detekcije zagušenja

Implementacija:

- Varijabilni ssthreh (Tahoe)
- U slučaju gubitka, ssthresh se postavlja na 1/2 vrijednosti CongWin prije gubitka
- U slučaju gubitka cwnd se smanjuje na pola (Reno) a cwnd eksponencijalno raste



TCP kontrola zagušenja:Tahoe

- "Slow Start", izbjegavanje kolizije
- Detektuje zagušenje kroz isticanje timeout-a i trostruki prijem isovjetne potvrde
- Inicijalizacija
  - cwnd = 1;
  - ssthreh = 1/2 Max(cwnd)
- Poslije timeouta i prijema trostruke istovjetne potvrde
  - ssthreh = 1/2 cwnd, cwnd = 1
  - Ulazi u slow start

TCP kontrola zagušenja:Reno

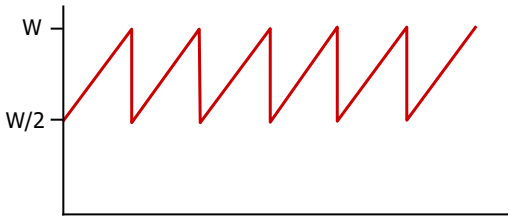
- "Fast Retransmit", "Fast recovery"
- Detektuje zagušenje kroz timeout-e i prijem trostrukih istovjetnih potvrda
- Kada se tri puta primi ista potvrda
  - Izbjegava slow start i ide direktno u fazu izbjegavanja kolizije
  - ssthreh = 1/2 cwnd; cwnd = ssthreh
  - (Koristi AIMD)
- Kada se pojavi timeout
  - "Slow start"

TCP kontrola zagušenja:Reno

Koliko iznosi srednja propusnost TCP-a u funkciji veličine prozora i RTT?

- Ignoriše se slow start

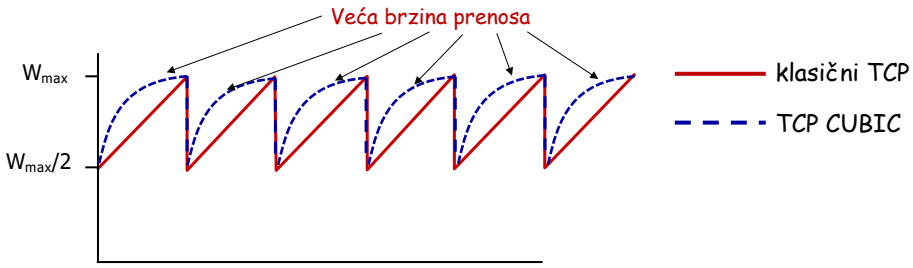
- Neka je W veličina prozora kada nastaju gubici.
- Kada je veličina prozora W, propusnost je W/RTT
- Poslije gubitka, veličina prozora pada na W/2, propusnost na W/2RTT.
- Srednja propusnost: .75 W/RTT



TCP kontrola zagušenja: CUBIC

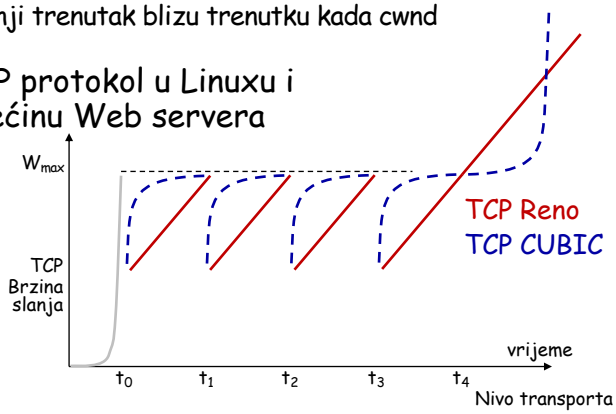
Ima li boljeg načina od AIMD za provjeru dostupnog kapaciteta?

- Intuicija:
  - W_{max}: brzina slanja pri kojoj se detektuje kolizija
  - stepen zagušenosti bottleneck linka se vjerovatno ne mijenja mnogo
  - poslije smanjenja brzine na pola pri pojavi gubitka treba brže povećavati cwnd a pri približavanju W_{max} sporije



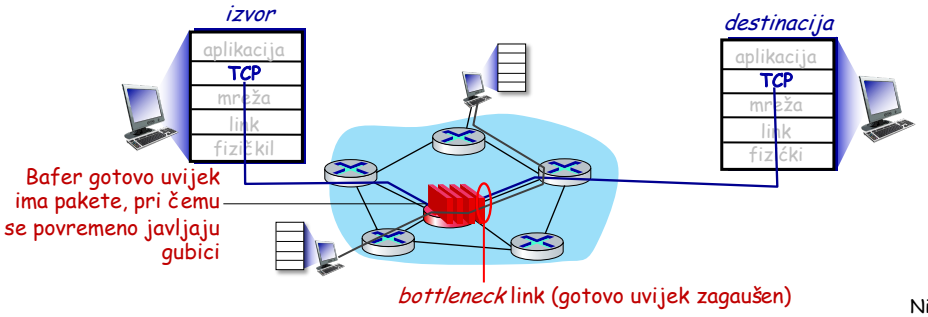
TCP kontrola zagušenja: CUBIC

- Vrijeme kada TCP cwnd dostiže W_{max} se može podešavati povećanjem cwnd kao kubne funkcije razlike između sadašnjeg trenutka i trenutka kada cwnd dostiže W_{max}
  - veće povećanje ako je sadašnji trenutak daleko od trenutka kada cwnd dostiže W_{max}
  - manje povećanje ako je sadašnji trenutak blizu trenutku kada cwnd dostiže W_{max}
- TCP CUBIC je default TCP protokol u Linuxu i najpopularniji TCP za većinu Web servera



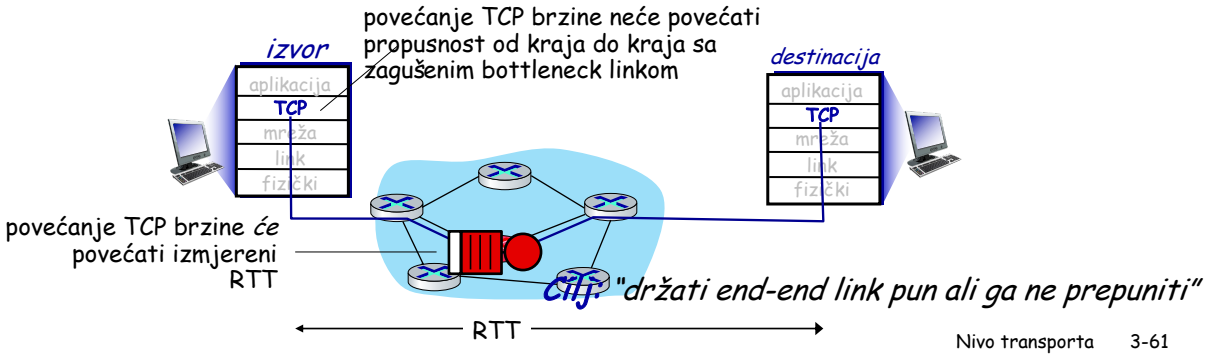
TCP kontrola zagušenja: CUBIC

TCP (klasični i CUBIC) povećavaju brzinu slanja dok se ne pojavi gubitak paketa na izlazu nekog rutera (*bottleneck link*)



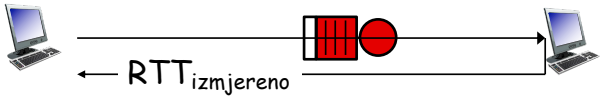
TCP kontrola zagušenja: CUBIC

- TCP (klasični, CUBIC) povećavaju brzinu slanja dok se ne pojavi gubitak paketa na izlazu nekog rutera (bottleneck link)
- Radi razumijevanja zagušenja bitno je fokusirati se na bottleneck link



TCP kontrola zagušenja bazirana na kašnjenju

Održavanjem TCP toka "dovoljno punim ali ne prepunim" *bottleneck* link se održava iskorišćenim uz izbjegavanje velikih kašnjenja



$$\text{Izmjerena propusnost} = \frac{\text{\# B-ta poslatih u poslednjem RTT}}{RTT_{izmjereno}}$$

Pristup baziran na kašnjenju:

- RTT_{min} – minimalni izmjereni RTT na nezagušenoj ruti
- Propusnost na nezagušenoj ruti sa prozorom zagušenja cwnd je $cwnd/RTT_{min}$

```
If (izmjerena propusnost je "vrlo bliska" propusnosti kada nema zagušenja)
    linearno smanjiti cwnd          /* jer ruta nije zagušena*/
else if (izmjerena propusnost je "daleko ispod" propusnosti kada nema zagušenja
    linenarno povećati cwnd     /* jer je ruta zagušena */
```

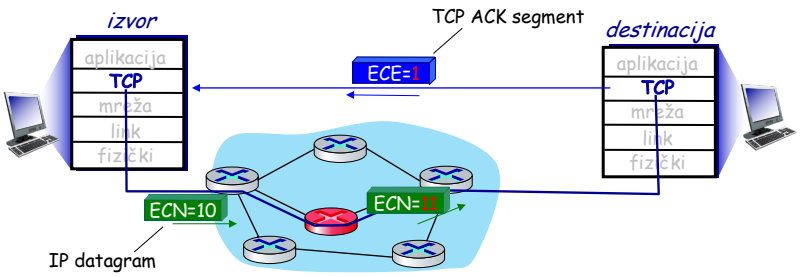
TCP kontrola zagušenja bazirana na kašnjenju

- Kontrola zagušenja bez forsiranja pojave zagušenja
- Maksimizacija propusnosti održavanjem TCP toka "dovoljno punim" uz držanje kašnjenja na niskom nivou "... ali ne prepunim"
- Veliki broj primijenjenih verzija TCP-a koriste ovaj pristup
  - *Bottleneck Bandwidth and Round-trip propagation time* (BBR) se koristi na Google-ovoj (internoj) okosnici mreže

Eksplicitna notifikacija zagušenja

Neke varijante TCP-a su često bazirane na kontroli zagušenja uz asistenciju mreže:

- *Explicit Congestion Notification* (ECN)
- Ruter koristi dva bita ToS polja u zaglavlju IP paketa (ECN) da markira zagušenje pri čemu mrežni operator određuje politiku markiranja
- Indikacija zagušenja se nosi do destinacije
- Destinacija postavlja *ECN-Echo* (ECE) bit u ACK segmentu kako bi obavijestila izvor o zagušenju
- Uključuje IP (ECN bite u IP zaglavlju) i TCP (ECE bit u TCP zaglavlju)



TCP kod dugačkih i brzih ruta

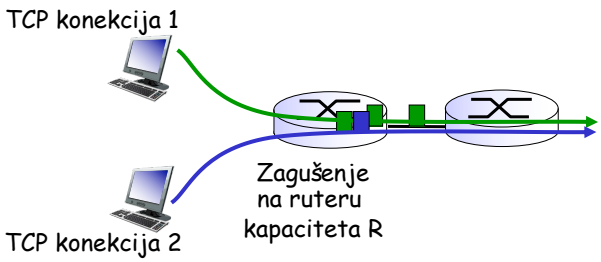
- Primjer: 1500 B segmenti, 100ms RTT, želi se 10 Gb/s propusnost
- Zahtijeva se veličina prozora od W = 83,333 segmenata
- Srednja propusnost u funkciji vjerovatnoće gubitka:

$$\frac{1{,}22\ MSS}{RTT\ \sqrt{L}}$$

- Vjerovatnoća gubitka ➜ L = $2 \cdot 10^{-10}$
- Potrebne su verzije TCP-a za *high-speed* potrebe!

Korektnost TCP-a

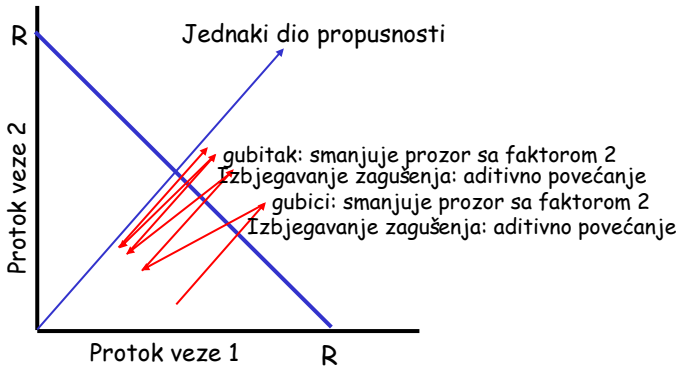
Ako K paralelnih TCP sesija dijele isti zagušeni link brzine prenosa R, svaki bi trebao da ima srednju propusnost od R/K



Korektnost TCP-a

Dvije sučeljene sesije:

- Aditivno povećanje daje porast za 1, tako da protok raste
- Multiplikativno smanjenje smanjuje protok proporcionalno



Da li je TCP fer?

Da, u idealizovanim uslovima:

- Isti RTT
- Fiksan broj sesija u fazi izbjegavanja kolizije

Korektnost TCP-a

Korektnost i UDP

- Multimedijalne aplikacije često ne koristeTCP
  - Ne želi se da kontrola zagušenja ograniči kapacitet
- Umjesto toga se koristi UDP:
  - Ubacuje audio/video konstantnom brzinom, toleriše gubitak paketa
- Nema neke „Internet policije" koja bi kontrolisala korišćenje kontrole zagušenja

Korektnost i paralelne TCP konekcije

- Nema prevencije da aplikacija otvori paralelne veze između 2 hosta.
- *Web browser*-i to rade
- Primjer: link brzine prenosa R podržava 9 konekcija;
  - Nova aplikacija pita za jednu TCP konekciju i dobija propusnost od R/10
  - Nova aplikacija pita za 11 novih TCP konkecija, i dobija više od R/2!

Budućnost TCP-a

- TCP, UDP: ključni protokoli prethodnih 40 godina
- Različite verzije TCP protokola su razvijene za specifične scenarije:

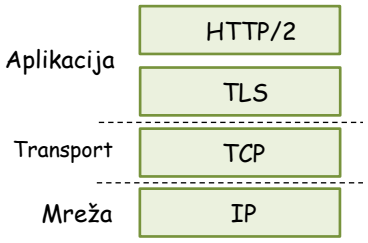
Scenario	Izazovi
Dugačke i brze rute (prenos velikih podataka)	Mnogo paketa se prenosi tako da gubici mogu oboriti link
Bežične mreže	Gubici zbog bežičnih linkova i mobilnosti što TCP tretira kao gubitke zbog zagušenja.
Linkovi sa velikim kašnjenjem	Ekstremno dugački RTT
Mreže data centara	Osjetljivost na kašnjenje
Background saobraćajni tokovi	*Background* TCP tokovi niskog prioriteta

- Seljenje transportnih funkcija na nivo aplikacije uz korišćenje UDP
  - HTTP/3: QUIC

Glava 3: Sadržaj

QUIC: *Quick UDP Internet Connections*

- Protokol nivoa aplikacije koji koristi UDP
  - Poboljšava performanse HTTP protokola
  - Implementiran na mnogim Google-ovim serverima, aplikacijama (Chrome, mobilna YouTube aplikacija,…)



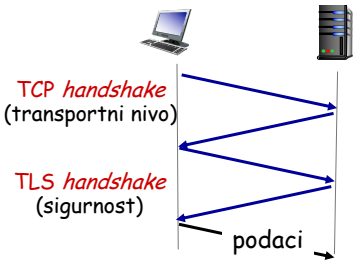
HTTP/2 preko TCP

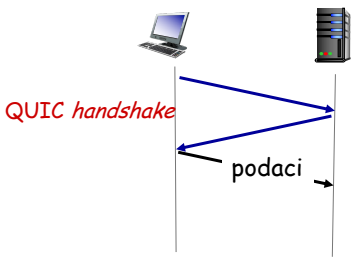
QUIC: Quick UDP Internet Connections

Obezbjeđuje uspostavljanje konekcije, kontrolu greške, kontrolu zagušenja,…

- Algoritmi kontrole greške i zagušenja su slični TCP-evim algoritmima
- Konektivnost: pouzdanost, kontrola zagušenja, autentikacija, enkripcija, uspostavljanje u jednom RTT-u
- Više strimova nivoa aplikacije se multipleksiraju preko jedne QUIC konekcije uz
  - Odvojene zaštite i mehanizme pouzdanog prenosa
  - Zajedničku kontrolu zagušenja

QUIC: Uspostavljanje konekcije





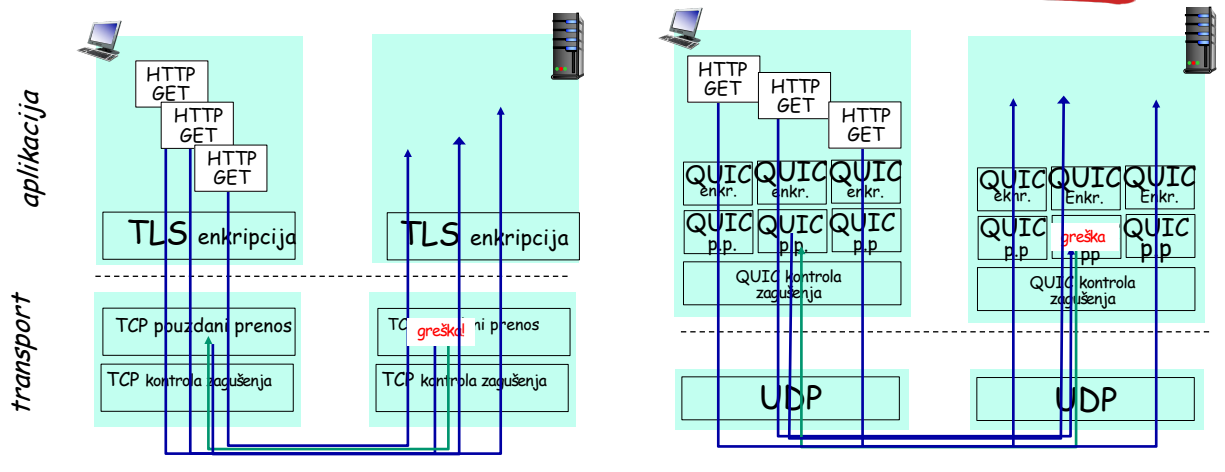
TCP (pouzdanost, kontrola zagušenja) + TLS (autentikacija, sigurnost)

- Dva handshake-a

QUIC: pouzdanost, kontrola zagušenja, autentikacija, sigurnost

- Jedan handshake

QUIC: paralelno slanje streamova bez HOL blokiranja



(a) HTTP 1.1

(b) HTTP/3 sa QUIC: bez HOL blokiranja