©material copyright 1996-2016
J.F Kurose and K.W. Ross, All Rights Reserved

Glava 3: Nivo transporta

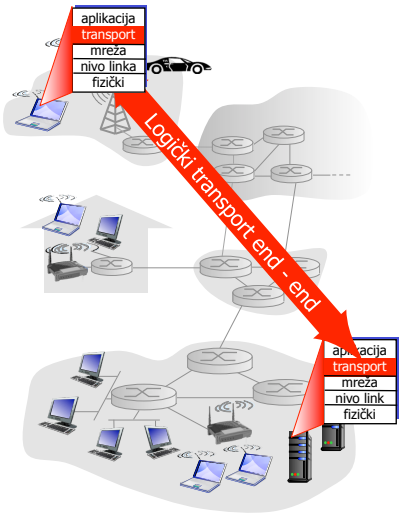
Ciljevi:

- 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 i kontrola zagušenja

Glava 3: Sadržaj

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
  - Internet: TCP i UDP



Poređenje transportnog i mrežnog nivoa

- *Mrežni nivo:* logička komunikacija između hostova
- *Transportni nivo:* logička komunikacija između procesa
  - Oslanja se na servise mrežnog nivoa i poboljšava njihove osobine

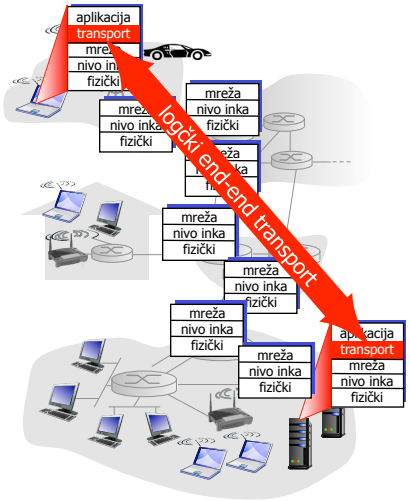
Analogija:

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

- pouzdana, redosledna isporuka (TCP)
  - Kontrola zagušenja
  - Kontrola protoka
  - Uspostavljanje veze
- nepouzdana, neredosledna isporuka: UDP
  - Bez unapređenja"best-effort" pristupa IP
- Servisi koji se ne pružaju:
  - Garantovano kašnjenje
  - Garantovana propusnost



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

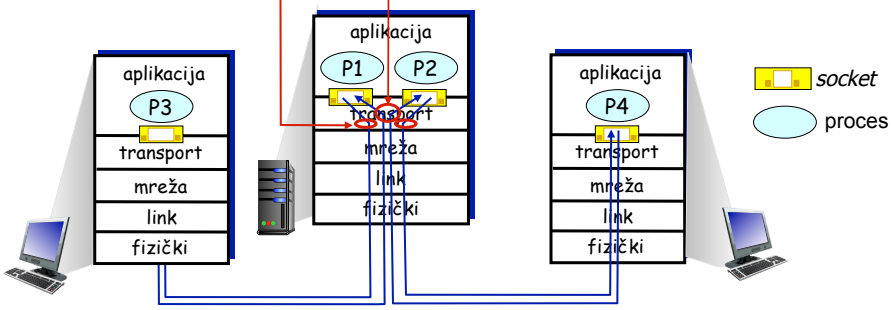
Multipleksiranje/demultipleksiranje

Multipleksiranje na predaji:

Manipulisanje podataka iz više *socket*-a, dodavanje transportnog zaglavlja (koristi se za demultipleksiranje)

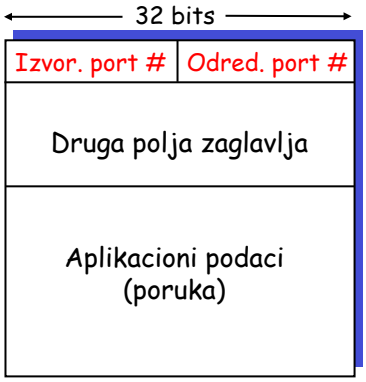
Demultipleksiranje na prijemu:

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

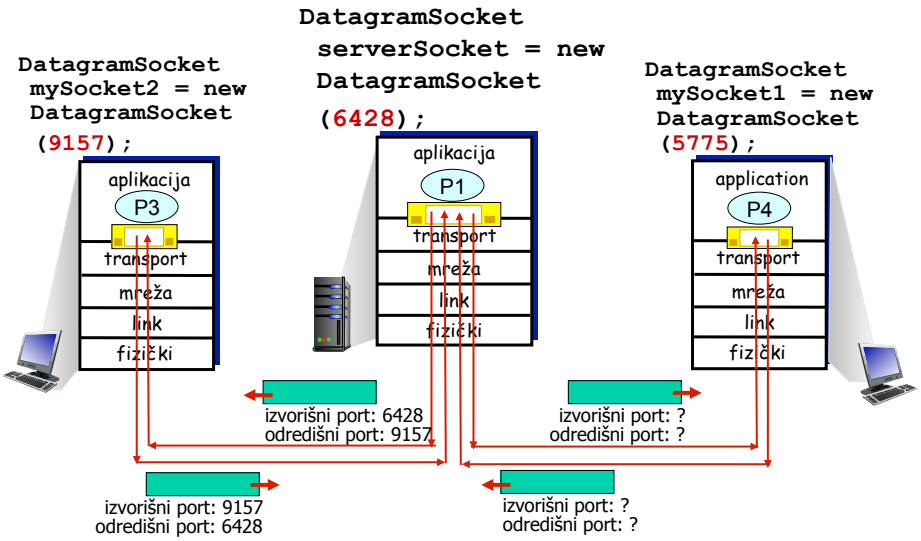
Nekonektivno demultipleksiranje (UDP)

- 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*

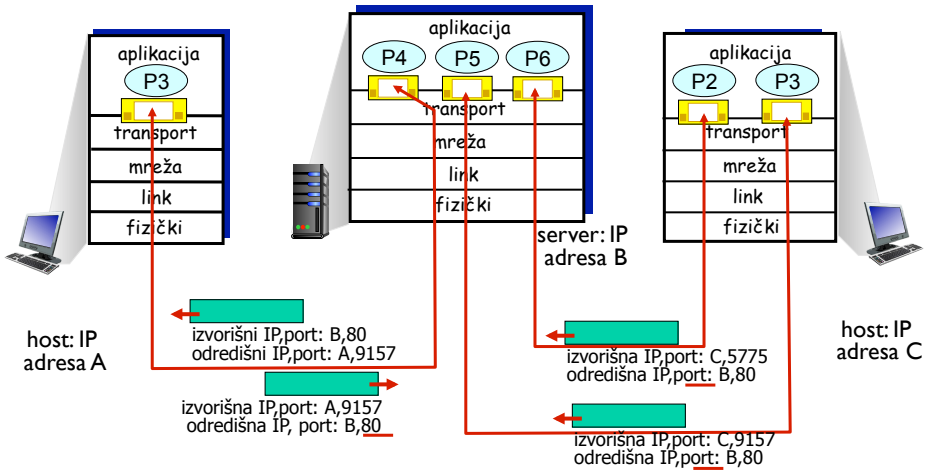
Nekonektivno multipleksiranje



Konektivno demultipleksiranje

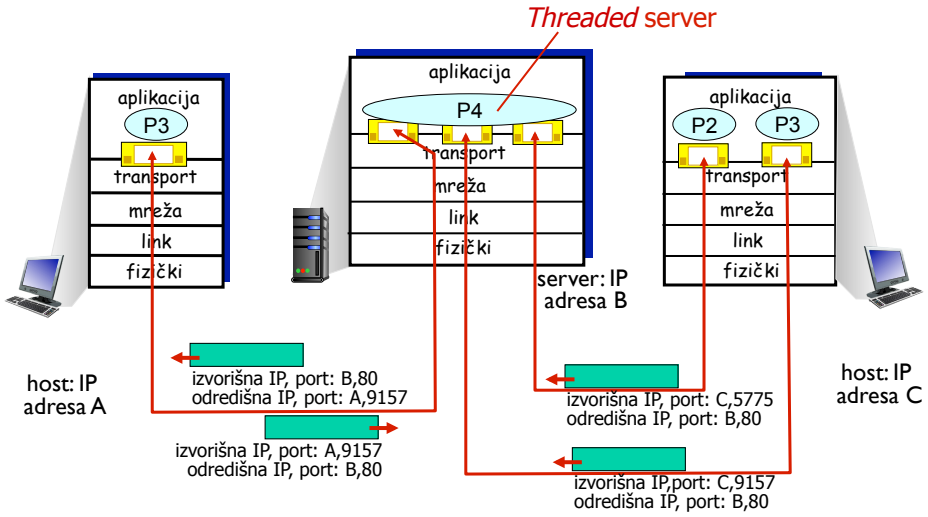
- TCP *socket* identifikuju 4 parametra:
  - Izvorišna IP adresa
  - Izvorišni broj porta
  - Odredišna IP adresa
  - Odredišni broj porta
- Prijemni host koristi sve četiri vrijednosti za usmjeravanje segmenta na odgovarajući socket
- Server host može podržavati više simultanih TCP *socket*-a:
  - svaki *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]

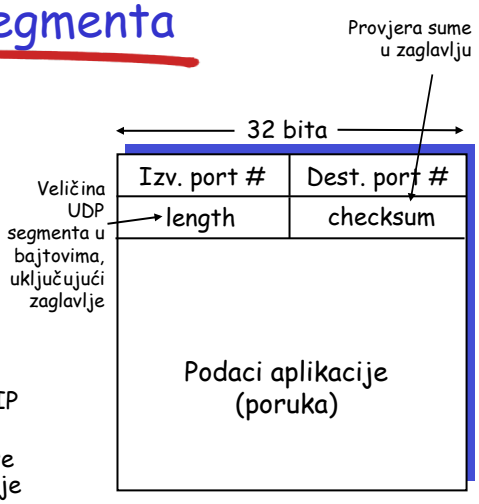
- Nema poboljšanja koja se nude Internet protokolu
- "*best effort*" servis, UDP segmenti mogu biti:
  - izgubljeni
  - neredosledno predati
- nekonektivni:
  - nema uspostavljanja veze *(handshaking)* između UDP pošiljaoca i prijemnika
  - svaki UDP segment se tretira odvojeno od drugih

Zašto onda UDP?

- Nema uspostavljanja veze (koja povećava kašnjenje)
- jednostavnije: ne vodi se računa o stanju veze
- manje zaglavlje segmenta (8B u odnosu na 20B kod TCP-a)
- nema kontrole zagušenja: UDP može slati podatke onom brzinom kojom to aplikacija želi

UDP: zaglavlje segmenta

- 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)
  - RIP (zbog periodičnog slanja RIP update-a)
- Pouzdani prenos preko UDP: mora se dodati pouzdanost na nivou aplikacije
  - Oporavak od greške na nivou aplikacije
- Problem kontrole zagušenja je i dalje otvoren!



Format UDP segmenta RFC 768

UDP checksum-a

Cilj: detekcija greške u prenošenom segmentu

Razlog: nema garancije da je kontrola greške primijenjena na svim linkovima preko kojih se segment prenosi. Šta više, greška može nastupiti i u nekom od rutera.

Pošiljac:

- Tretira sadržaj segmenta kao sekvence 16-bitnih prirodnih brojeva
- checksum: dodaje (suma 1. komplementa) informaciju segmentu
- Pošiljac postavlja vrijednost checksum -e u odgovarajuće polje UDP segmenta

Prijemnik:

- Sumiraju se sekvence 16-bitnih brojeva (uključujući polje checksum) i posmatra se da li je rezultat broj koji sadrži 16 jedinica:
  - NE – detektovana greška
  - DA – nema greške. *Da li ste sigurni?*

Nema oporavka od greške! Segment se ili odbacuje ili se predaje aplikaciji uz upozorenje!

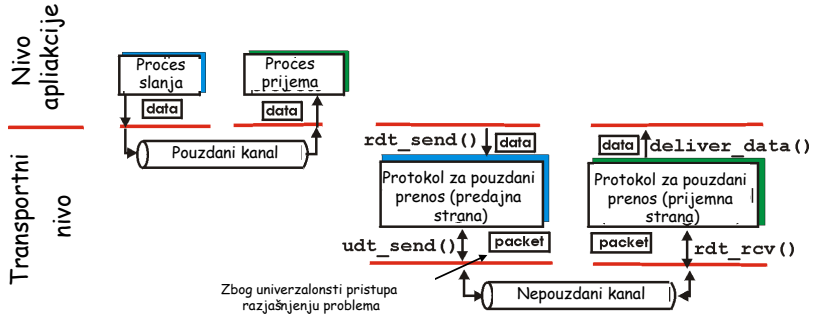
Internet Checksum-a primjer

- Napomena
  - Kada se sabiraju brojevi, prenos sa najznačajnijeg bita se dodaje rezultatu

	1	1	1	0	0	1	1	0	0	1	1	0	0	1	1	0
	1	1	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1
prenos	1	1	0	1	1	1	0	1	1	1	0	1	1	1	0	1	1
suma	1	0	1	1	1	0	1	1	1	0	1	1	1	1	0	0
checksum	0	1	0	0	0	1	0	0	0	1	0	0	0	0	1	1

Opšti principi pouzdanog prenosa podataka

- Važno na nivoima aplikacije, transporta, linka
- Jedna od top-10 karakteristika mreže!

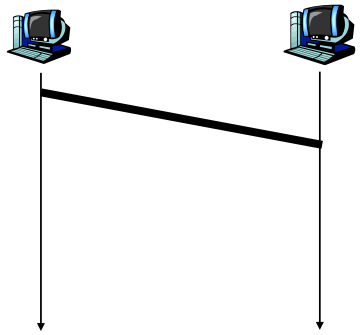


a) Pruženi servis b) Implementacija servisa

- Karakteristike nepouzdanog kanala će odrediti kompleksnost pouzdanog protokola za prenos podataka (rdt)

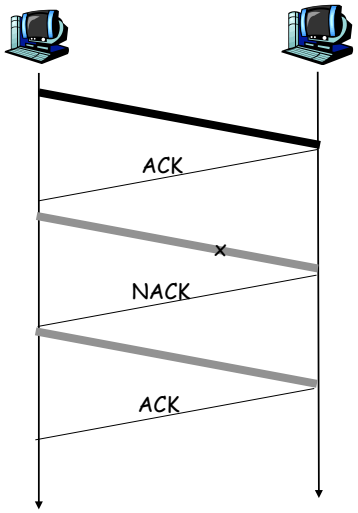
Pouzdani prenos preko pouzdanog kanala

- Kanal je pouzdan u potpunosti
  - Nema greške po bitu
  - Nema gubitka paketa



Kanal sa greškom (ali nema gubitka paketa)

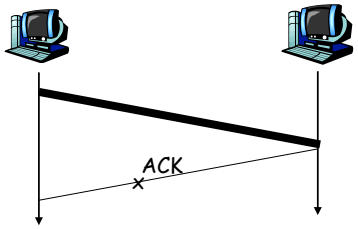
- Kanal može zamijeniti vrijednosti bita u paketu
- Potrebno je detektovati grešku na prijemnoj strani. Kako?
- Prijemna strana o tome mora obavijestiti predajnu stranu potvrdom uspješnog (ACK) ili neuspješnog prijema (NACK)
- Kada prijemna strana primi ACK šalje nove podatke, ako primi NACK obavlja ponovno slanje prethodnog paketa (retransmisija)
- ARQ (Automatic Repeat reQuest)



Prethodno rješenje ima fatalan problem!

Šta se dešava kada su ACK/NAK oštećene?

- Pošiljalac ne zna šta se dešava na prijemu!
- Retransmisija je besmislena: moguće je dupliranje paketa

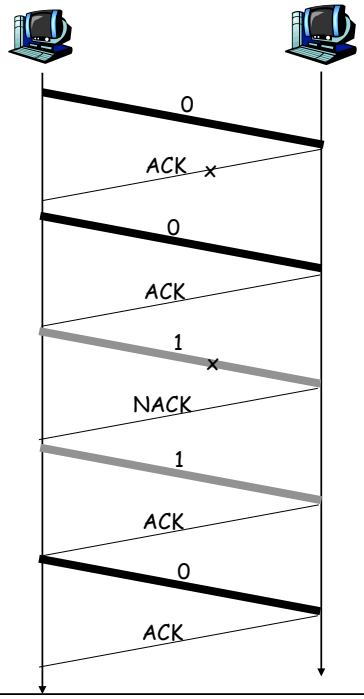


Rješavanje duplikata:

- Pošiljalac dodaje svakom paketu *broj u sekvenci*
- Pošiljalac ponovo šalje posmatrani paket ako je ACK/NAK oštećen
- Prijemnik odbacuje duple pakete
- U ACK/NAK nema broja u sekvenci paketa koji se potvrđuje jer nema gubitka paketa, pa se potvrda odnosi na posljednji poslati paket.

STOP & WAIT

Pošiljac šalje jedan paket, a zatim čeka na odgovor



Stop & wait (u kanalu bez gubitaka)

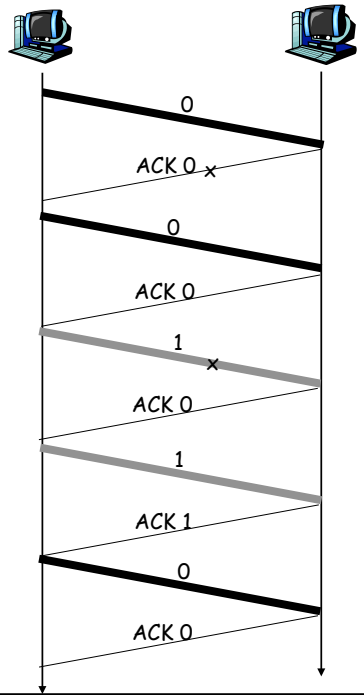
Stop & wait (u kanalu bez gubitaka)

Pošiljalac:

- Dodaje broj u sekvenci paketu
- Dva broja (0,1) su dovoljna. Zašto?
- Mora provjeriti da li je primljeni ACK/NAK oštećen

Prijemnik:

- Mora provjeriti da li je primljeni paket duplikat
  - stanje indicira da li je 0 ili 1 očekivani broj u sekvenci paketa
- Napomena: prijemnik ne može znati da li je poslednji ACK/NAK primljen ispravan od strane pošiljaoca



Stop & wait (u kanalu bez gubitaka) bez NAK

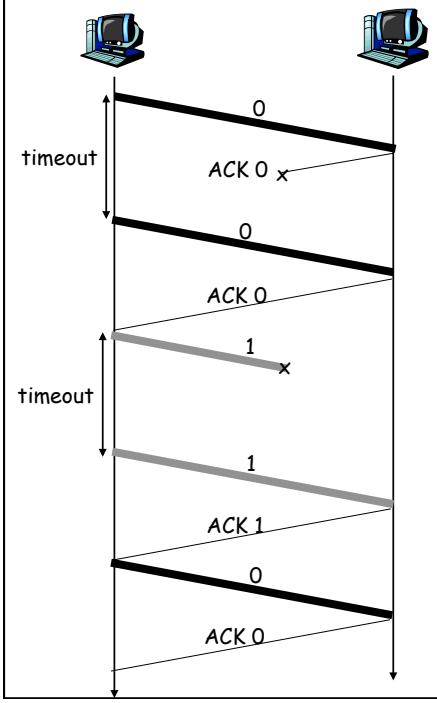
- Iste funkcionalnosti kao u prethodnom slučaju, korišćenjem samo ACK
- umjesto NAK, prijemnik šalje ACK za poslednji paket koji je primljen ispravno
  - Prijemnik mora *eksplicitno* unijeti broj u sekvenci paketa čiji se uspješan prijem potvrđuje
- Dvostruki ACK za isti paket na strani pošiljaoca rezultira istom akcijom kao: *ponovo šalji posmatrani paket*

Stop & wait (kanal sa greškom i gubicima)

Nova pretpostavka: kanal takođe izaziva gubitak paketa (podataka ili potvrda)
- checksum, broj u sekvenci, ACK, retransmisije su od pomoći, ali ne dovoljno.

P: Kako se izboriti sa gubicima?
- Pošiljalac čeka dok se određeni podaci ili ACK izgube, zatim obavlja retransmisiju.
- Koliko je minimalno vrijeme čekanja?
- Koliko je maksimalno vrijeme čekanja?
- Nedostaci?

Pristup: pošiljalac čeka "razumno" vrijeme za ACK
- Retransmisija se obavlja ako se ACK ne primi u tom vremenu
- Ako paket (ili ACK) samo zakasni (ne biva izgubljen):
  - Retransmisija će biti duplirana, ali korišćenje broja u sekvenci će to odraditi
  - Prijemnik mora definisati broj u sekvenci paketa čiji je prijem već potvrđen
- Zahtijeva timer



Stop & wait: u kanalu sa gubicima

- Iste funkcionalnosti kao u prethodnom slučaju, korišćenjem samo ACK
- umjesto NAK, prijemnik šalje ACK za poslednji paket primljen ispravno
  - Prijemnik mora *eksplicitno* unijeti broj u sekvenci paketa čiji se uspješan prijem potvrđuje
- Dvostruki ACK za isti paket na strani pošiljaoca rezultira istom akcijom kao: *ponovo šalji posmatrani paket*

STOP & WAIT performanse

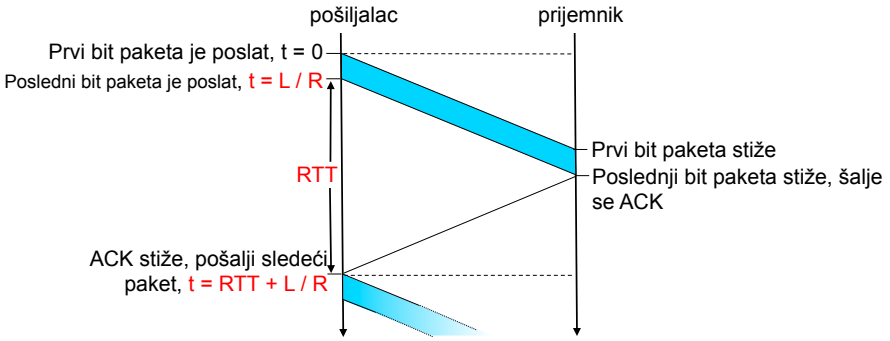
- S&W funkcioniše, ali ima loše performanse
- primjer: 1 Gb/s link, 15 ms vrijeme prenosa od kraja do kraja, veličina paketa 1000B :

$$T_{prenosa} = \frac{L\ (\text{veličina paketa u bitima})}{R\ (\text{propusnost linka, b/s})} = \frac{8\text{kb/pkt}}{10^9\ \text{b/s}} = 8\ \mu\text{s}$$

$$U_{pošilj.} = \frac{L / R}{RTT + L / R} = \frac{.008}{30.008} = 0.00027$$

  - $U_{pošiljalac}$: iskorišćenje – dio vremena u kome je pošiljalac zauzet
  - Pošiljalac šalje 1000B paket svakih 30.008 ms -> 267kb/s bez obzira što je propusnost linka 1 Gb/s
  - Mrežni protokol ograničava fizičke resurse!
  - Stvar je još gora jer je napravljeno nekoliko zanemarivanja!

STOP & WAIT performanse

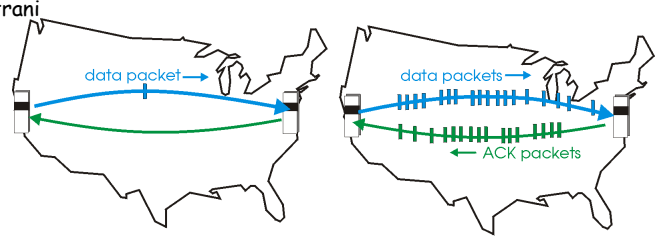


$$U_{\text{Pošilj.}} = \frac{L / R}{RTT + L / R} = \frac{.008}{30.008} = 0.00027$$

"Pipelined" protokoli

"Pipelining": pošiljalac dozvoljava istovremeni prenos više paketa čiji prijem nije potvrđen

- Opseg brojeva u sekvenci mora biti proširen
- Baferovanje više od jednog segmenta na predajnoj i/ili prijemnoj strani

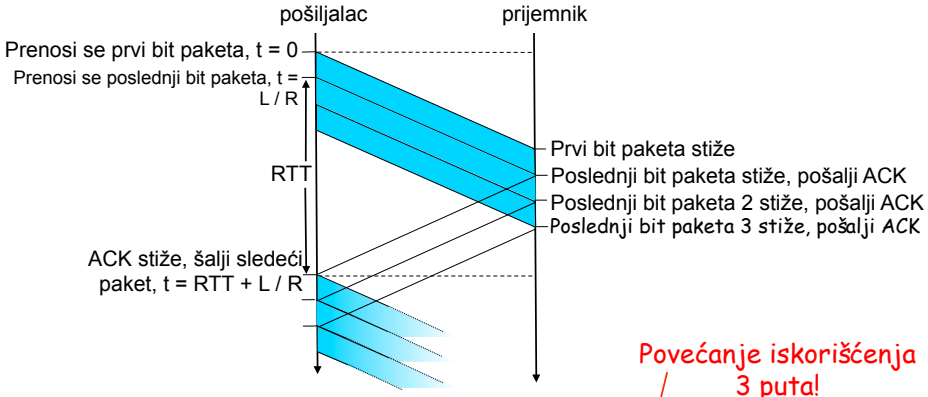


a) Stop and wait protokol

b) Pipeline protokol

- Postoje dvije forme ovog protokola: *"go-Back-N", "selective repeat"*

"Pipelining": povećanje iskorišćenja



Povećanje iskorišćenja 3 puta!

$$U_{\text{Pošilj.}} = \frac{3 * L / R}{RTT + L / R} = \frac{.024}{30.008} = 0.0008$$

Pipelined protokoli: pregled

Go-back-N:

- Pošiljalac može imati do N nepotvrđenih poslatih segmenata
- Prijemnik šalje samo *kumulativne potvrde*
  - Ne potvrđuje segmente ako se jave "praznine"
- Pošiljalac ima timer za najstariji nepotvrđeni paket
  - Kada timer istekne ponovo se šalju svi nepotvrđeni segmenti

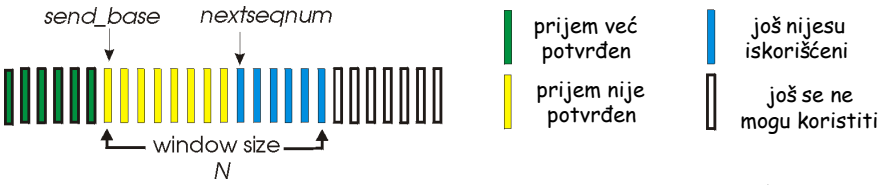
Selective Repeat:

- Pošiljalac može imati do N nepotvrđenih poslatih segmenata
- Prijemnik šalje *individualne potvrde* za svaki paket
- Predajnik ima tajmer za svaki nepotvrđeni segment
  - Kada timer istekne ponovo se šalje samo taj segment

Go-Back-N (sliding window)

Pošiljalac:

- k-bita dugačak broj u sekvenci u zaglavlju paketa što znači da se može poslati $N=2^k$ nepotvrđenih paketa
- "prozor" veličine N susjednih nepotvrđenih paketa je dozvoljen
- Zašto ograničavati N?

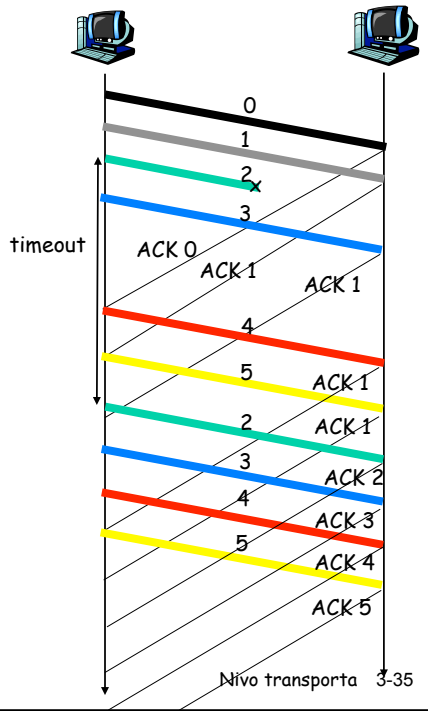


- Broj u sekvenci se upisuje u polje zaglavlja veličine k bita (0,2^k-1). Kod TCP k=32, pri čemu se ne broje segmenti, već bajtovi u bajt streamu.
- ACK(n): ACK sve pakete, uključujući n-ti u sekvenci - "kumulativniACK"
  - Mogu se pojaviti dupli ACKovi (vidi prijemnik)

GBN

- timer se inicijalizuje za "najstariji" segment i vezuje za svaki paket čiji prijem još nije potvrđen
- *timeout(n):* retransmisija paketa n i svih paketa čiji je broj u sekvenci veći od n, u skladu sa veličinom prozora
- uvijek se šalje ACK za korektno primljen paket sa najvećim brojem u sekvenci uz poštovanje *redosleda*
  - Može generisati duple ACK-ove
  - Treba da zapamti samo broj očekivanog paketa
- "out-of-order" paket:
  - odbacuje -> nema baferovanja na prijemu! Zašto?
  - Re-ACK paket sa najvećim brojem u sekvenci

GBN u akciji



Go-Back-N: problemi

- Dozvoljava pošiljaocu da ispuni link sa paketima, čime se uklanja problem lošeg iskorišćenja kanala.
- Sa druge strane kada su veličina prozora i proizvod brzine prenosa i kašnjenja veliki mnogo paketa može biti na linku. U slučaju gubitka jednog paketa mnogi paketi moraju biti potpuno nepotrebno iznova poslati.
- Iz tog razloga se koriste "selective repeat" protokoli, koji kao što im ime kaže omogućavaju izbor paketa koji će biti ponovo poslati.

"Selective Repeat"

- Prijemnik *pojedinačno* potvrđuje sve ispravno primljene pakete
  - baferuje pakete, ako je to potrebno, za eventualnu redoslednu predaju nivou iznad sebe
- Pošiljalac ponovo šalje samo pakete za koje ACK nije primljen
  - Pošiljalac ima tajmer za svaki paket čiji prijem nije potvrđen
- Prozor pošiljaoca
  - N uzastopnih brojeva u sekvenci
  - Ponovo ograničava broj poslatih paketa, čiji prijem nije potvrđen

"Selective repeat"

pošiljalac

Podaci odozgo :
- Ako je sledeći broj u sekvenci u prozoru dostupan, šalji paket

timeout(n):
- Ponovo šalji paket n, restartuj tajmer

ACK(n) u [sendbase,sendbase+N]:
- markiraj paket n kao da je primljen
- Ako je n najmanji nepotvrđeni paket, proširi osnovu prozora na bazi narednog najmanjeg broja nepotvrđenog paketa

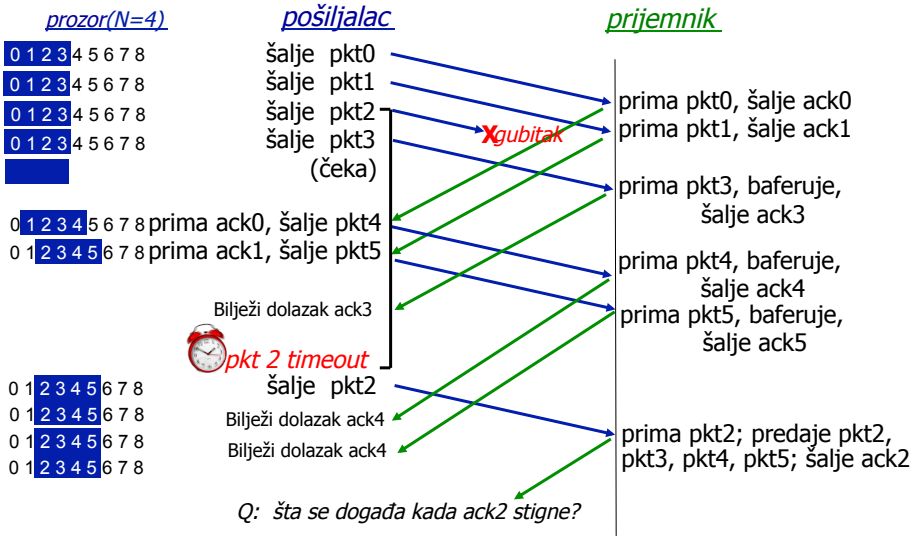
prijemnik

paket n u [rcvbase, rcvbase+N-1]
- Pošalji ACK(n)
- out-of-order: baferuj
- in-order: predaj (takođe baferuj, predaj u in-order), povećavaj prozor na sledeći paket koji još nije primljen

paket n u [rcvbase-N,rcvbase-1]
- ACK(n)

drugačije:
- ignoriši

Selective repeat u akciji

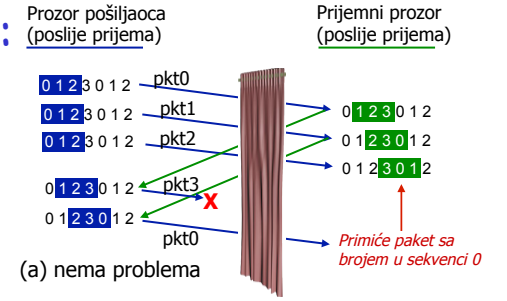


Selective repeat: dilema

primjer:

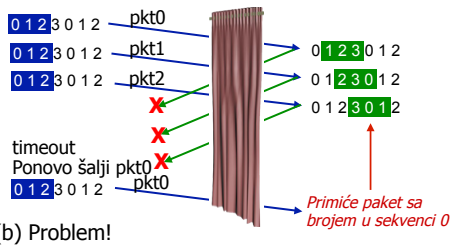
- Brojevi u sekvenci: 0, 1, 2, 3
- Veličina prozora=3
- Prijemnik ne vidi razliku u dva scenarija!
- Duplikat se prima kao novi (b)

Q: kakva je relacija između veličine broja u sekvenci i veličine prozora kako bi se izbjegao problem (b)?



(a) nema problema

Prijemnik ne vidi pošiljaočevu stranu.
Prijemnikovo ponašanje je identično u oba slučaja!
Nešto nije u redu!



(b) Problem!

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

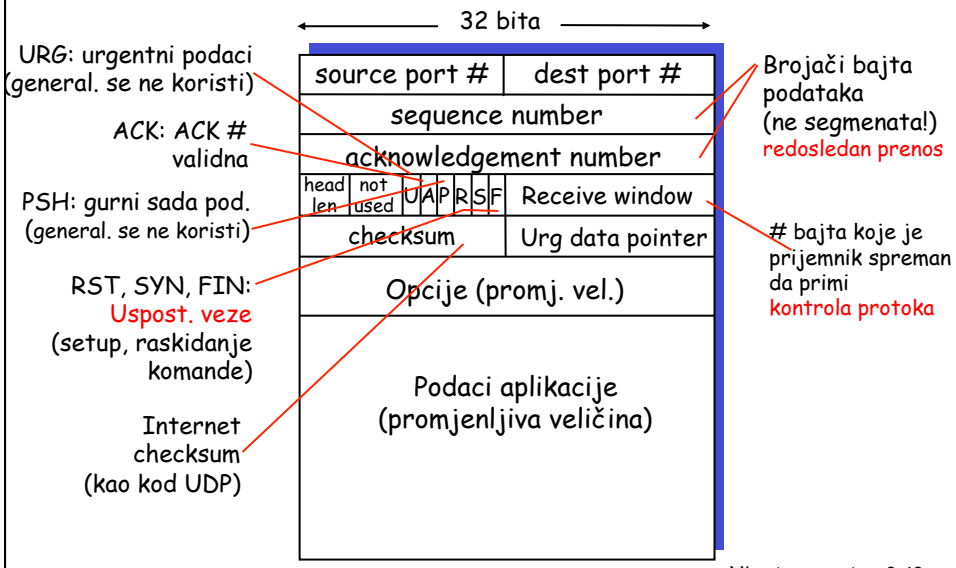
TCP: Pregled

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

- tačka-tačka:
  - Jedan pošilj, jedan prij.
- pouzdan, redosledan prenos bajta:
  - nema "granica poruka"
- "pipelined":
  - 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 je pošiljalac, razmjenjuje stanja prije slanja
- kontrola protoka:
  - Pošiljalac ne može "zagušiti" prijemnika

TCP struktura segmenta (21B-1480B)



TCP brojevi u sekvenci, ACK-ovi

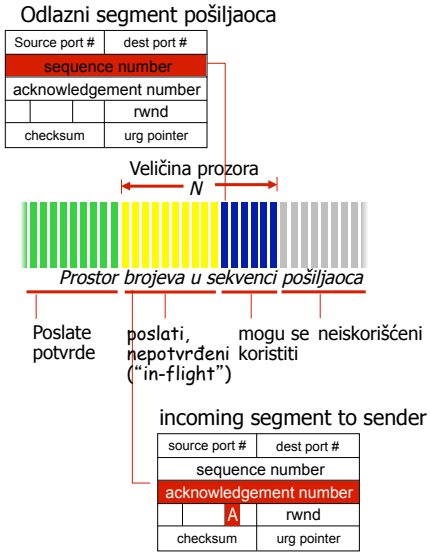
Brojevi u sekvenci:

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

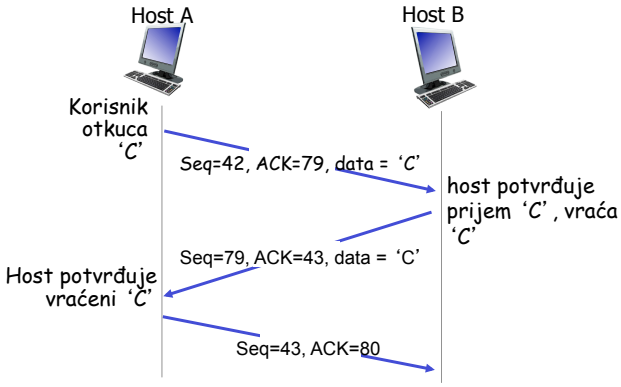
Potvrde (ACK):

- 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 rdt servis po IP nepouzdanom servisu
- "*Pipelined*" segmenti
- Kumulativne potvrde
- TCP koristi jedan retransmisioni tajmer
- Retransmisije su trigerovane sa:
  - *timeout* događajima
  - duplim ack-ovima
- Na početku treba razmotriti pojednostavljenog TCP pošiljaoca:
  - Ignorišu se duplirani ack-ovi
  - Ignorišu se kontrole protoka i zagušenja

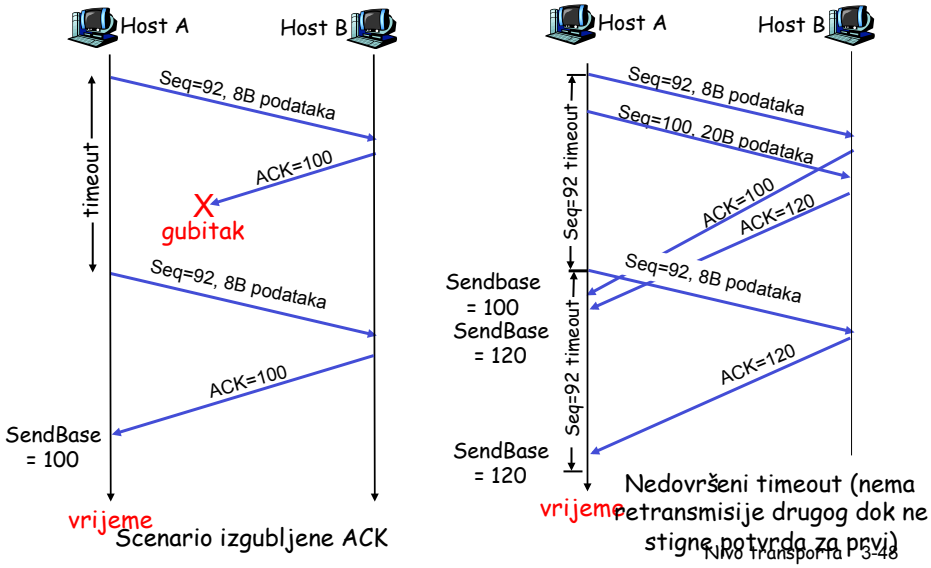
Događaji vezani za TCP pošiljaoca

1. Podaci primljeni od aplikacije:
- Kreiranje segmenta sa sekvencom brojeva
- 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

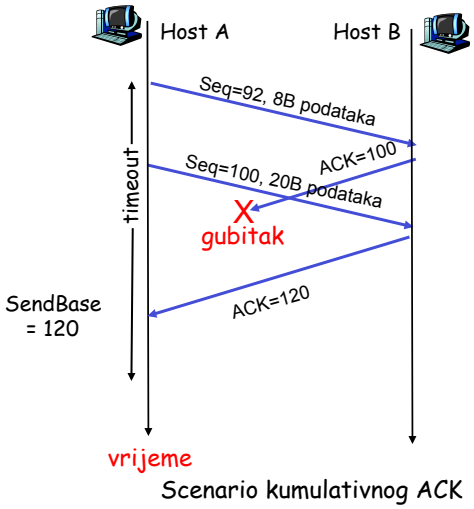
2. timeout:
- Ponovo se šalje segment koji je izazvao timeout
- restartovati tajmer

3.Ack primljen:
- Ako se potvrdi prijem ranije nepotvrđenog segmenta
  - Napraviti odgovarajući *update*
  - startovati 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 ranije pomenute formule za izračunavanje timeout intervala. Umjesto nje TCP duplira raniju vrijednost *timeout* intervala.

TCP Round Trip Time i Timeout

P: kako postavitiTCP vrijeme timeout-a?

- Duže od RTT-a
  - ali RTT varira
- Suviše kratko: prerani timeout
  - nepotrebne retransmisije
- Previše dugo: spora reakcija 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?

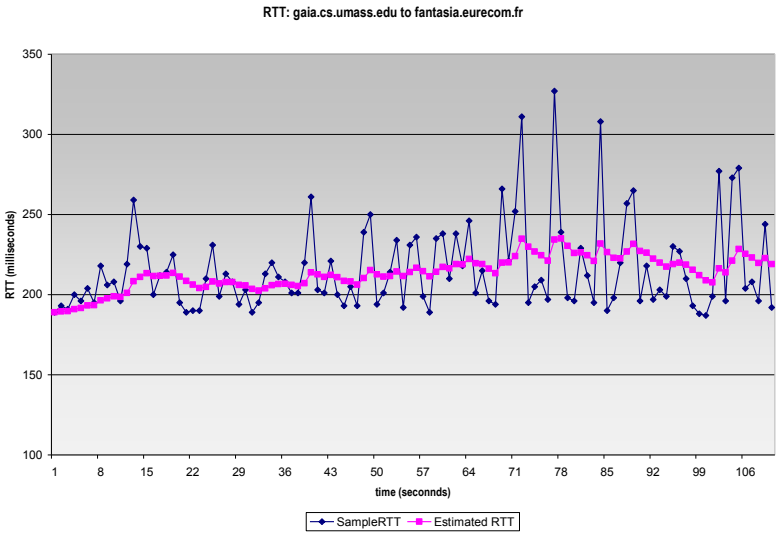
P: Zašto ignorisati retransmisije?

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

Tada se setuje timeout interval:

```
TimeoutInterval = EstimatedRTT + 4*DevRTT
```


TCP generisanje ACK [RFC 1122, RFC 2581]

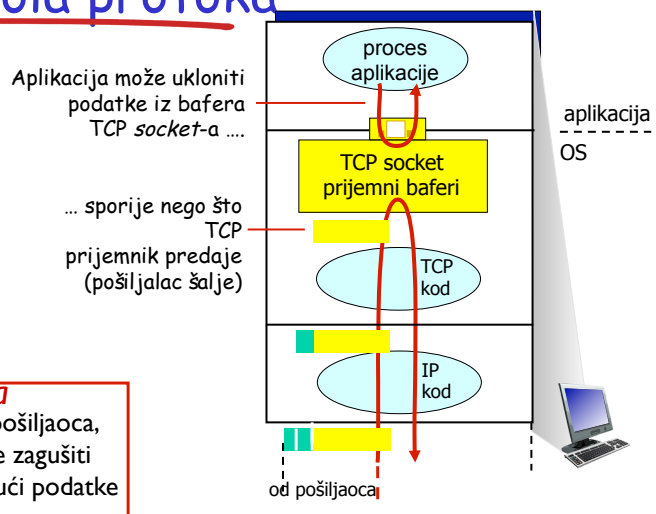
Događaj na prijemu	TCP akcije prijemnika
Dolazak in-order segmenta sa očekivanim brojem u sekvenci. Svi podaci do očekiv. broja su potvrđ.	ACK sa kašnjenjem. Čeka do 500ms za sledeći segment. Ako nema sledećeg, šalje ACK.
Dolazak in-order segmenta sa očekiv. brojem u sekvenci. Potvrđ. prijema drugog segmenta u toku.	Odmah šalje jednu kumulativnu ACK, potvrđujući oba in-order segmenta
Dolazak out-of-order segmenta sa većom vrijednosti broja u sekv. od očekivane. Detektovan prekid.	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 predug:
  - Dugo kašnjenje prije slanja 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 iste podatke, pretpostavlja se da je segment poslije potvrđenog izgubljen:
  - "fast retransmit": novo slanje segmenta prije nego što je tajmer istekao

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

TCP kontrola protoka

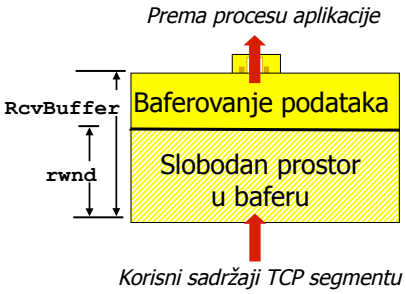


Kontrola protoka
Prijemnik kontroliše pošiljaoca, tako da pošiljalac neće zagušiti prijemnikov bafer šaljući podatke velikom brzinom

prijemnikov protolol *stack*

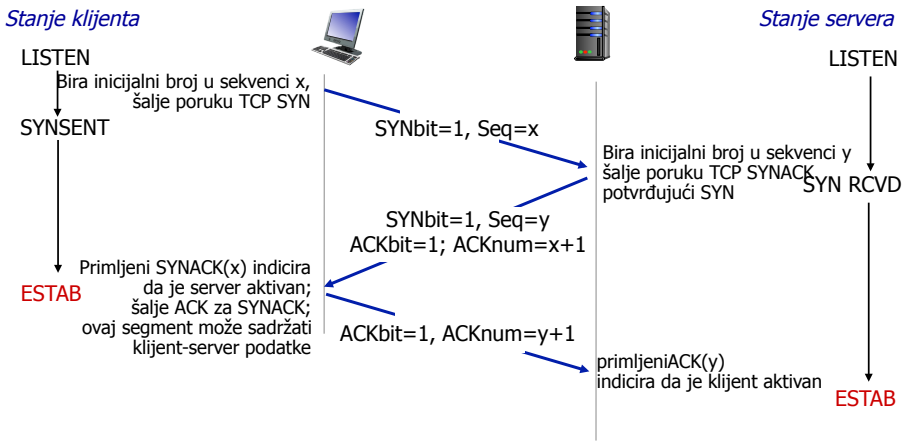
TCP kontrola protoka

- 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