

Selektywne powtarzanie (SP)

- ❑ odbiorca *selektywnie* potwierdza poprawnie odebrane pakiety
 - buforuje pakiety, gdy potrzeba, w celu uporządkowania przed przekazaniem warstwie wyższej
- ❑ nadawca retransmituje tylko pakiety, dla których nie odebrał ACK
 - nadawca ma zegar dla każdego niepotwierdzonego, wysłanego pakietu.
- ❑ okno nadawcy
 - N kolejnych numerów sekwencyjnych
 - określa, jakie pakiety mogą być wysłane bez potwierdzenia

SP: okna nadawcy i odbiorcy

początek okna
(pocz_okna)

nadawca

następny numer
sekwencyjny
(nast_num)



rozmiar okna: N

■ już
potwierdzony

■ gotowy, nie
wysłany

■ wysłany, nie
potwierdzony

□ nie używany

▨ potwierdzony,
w buforze

■ gotowy do
odebrania

▤ oczekiwany, nie
otrzymany

□ nie używany

rozmiar okna: N

odbiorca

SP: nadawca i odbiorca

nadawca

dane od wyższej warstwy:

- jeśli w oknie jest wolny numer sekwencyjny, wyślij pakiet

timeout(n):

- retransmituj pakiet n, ustaw ponownie zegar

ACK(n) pakietu w oknie:

- zaznacz pakiet jako odebrany i wyłącz zegar
- jeśli n jest początkiem okna, przesun okno do następnego niepotwierdzonego pakietu

odbiorca

pakiet n z okna

- wyślij ACK(n)
- nie w kolejności: do bufora
- w kolejności: przekaż (także przekaż uporządkowane pakiety z bufora), przesun okno do następnego nieodebranego pakietu

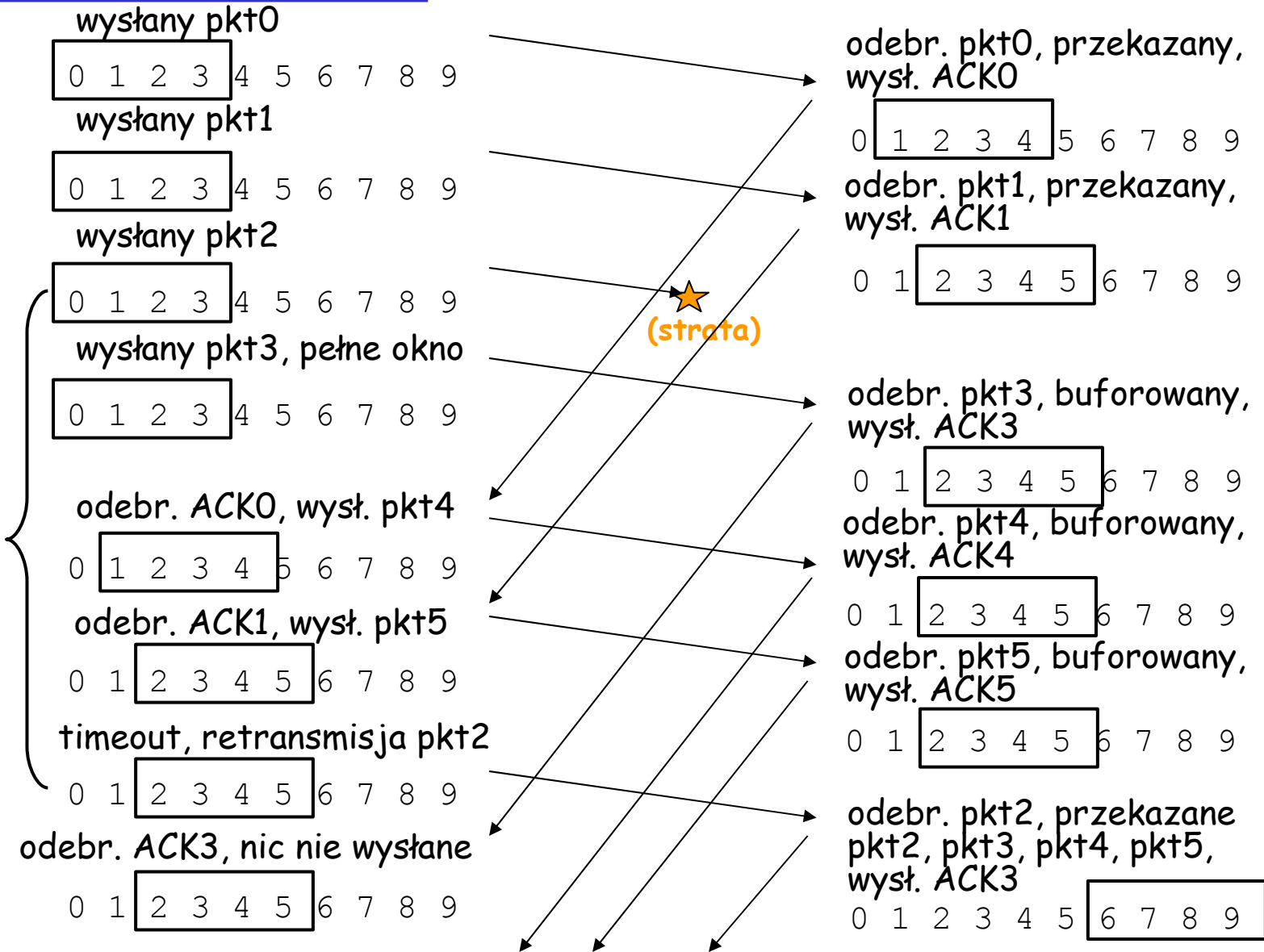
pakiet n z N pakietów przed oknem

- potwierdź ACK(n)

wszystkie inne pakiety:

- ignoruj

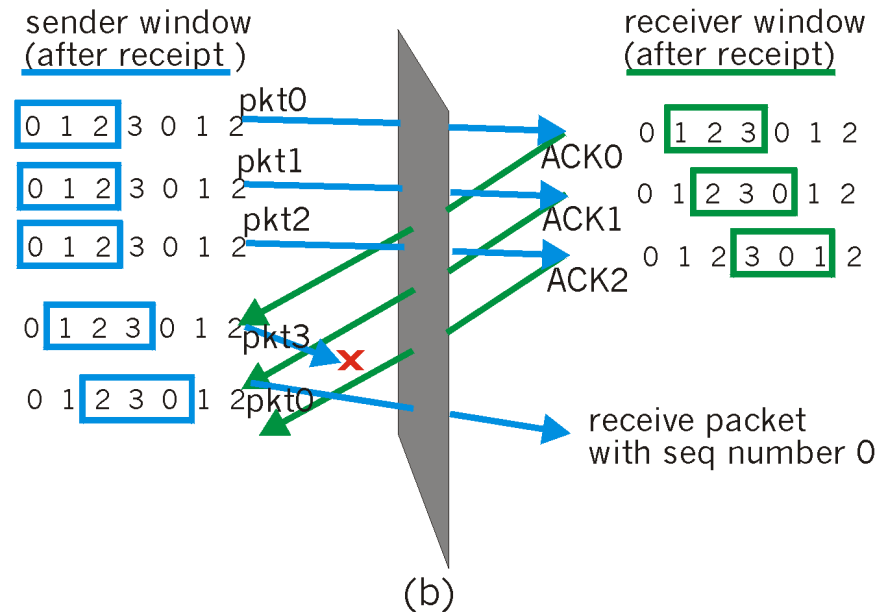
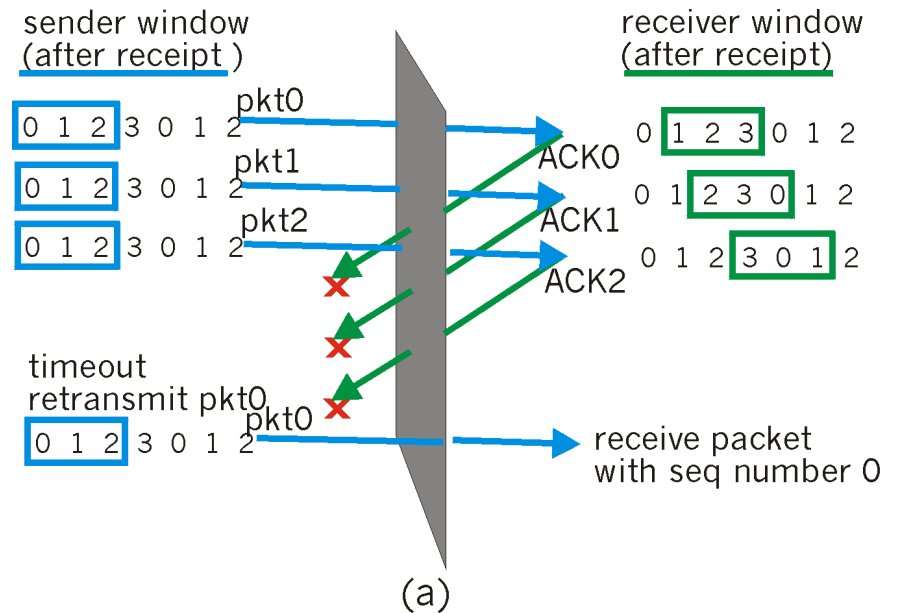
SP w działaniu



SP: dylemat

Przykład:

- numery: 0, 1, 2, 3
 - rozmiar okna = 3
 - odbiorca nie odróżni obu scenariuszy!
 - niepoprawnie przekaże podwójnie dane w (a)
- Pytanie:** jaki jest związek pomiędzy ilością numerów sekwencyjnych a rozmiarem okna?



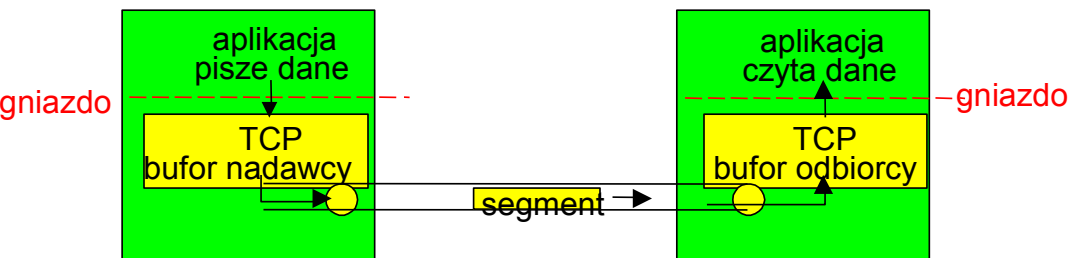
Mapa wykładu

- Usługi warstwy transportu
- Multipleksacja i demultipleksacja
- Transport bezpołączeniowy: UDP
- Zasady niezawodnej komunikacji danych
- Transport połączeniowy: TCP
 - struktura segmentu
 - niezawodna komunikacja
 - kontrola przepływu
 - zarządzanie połączeniem
- Mechanizmy kontroli przeciążenia
- Kontrola przeciążenia w TCP

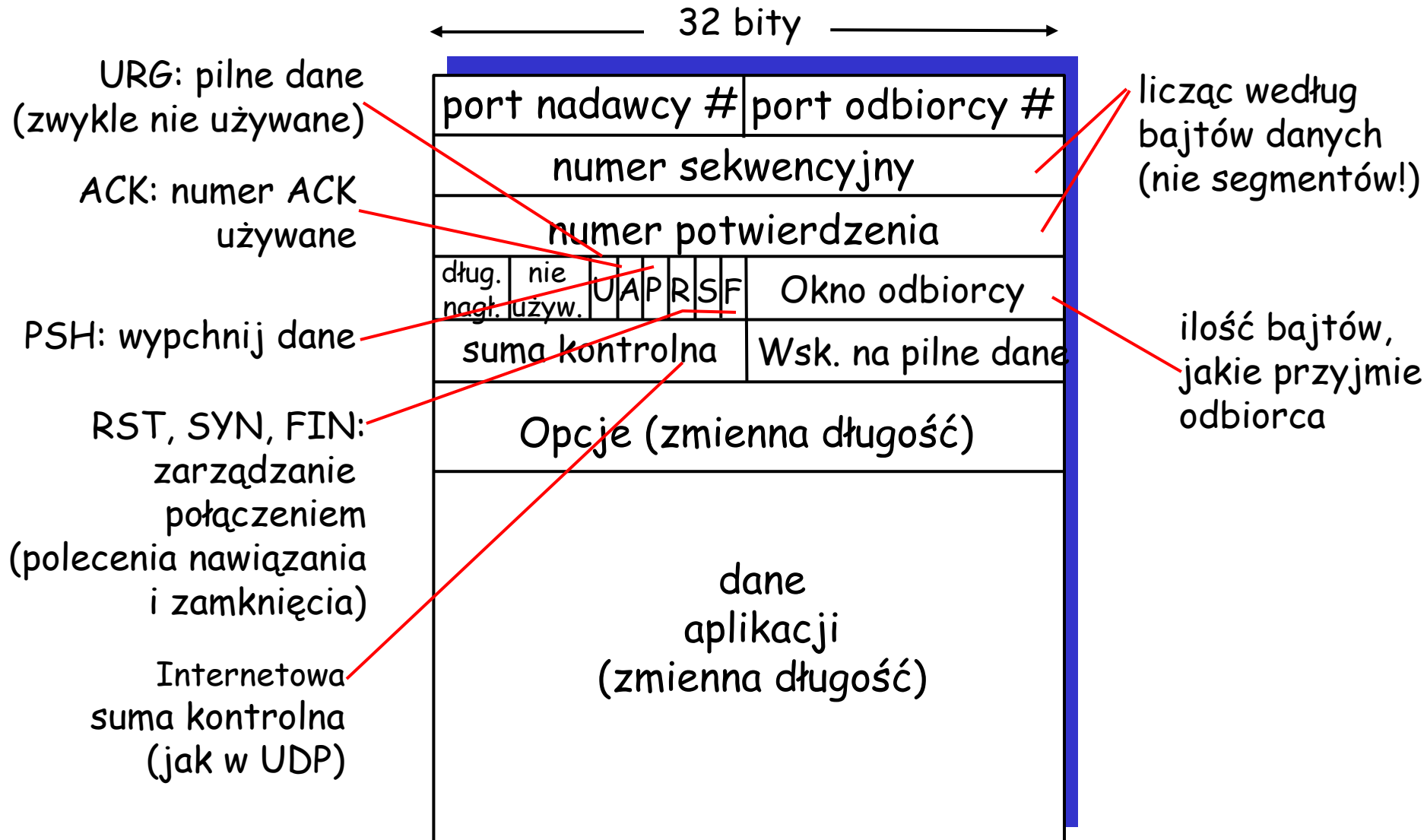
TCP: Przegląd

RFC: 793, 1122, 1323, 2018, 2581

- **koniec-koniec:**
 - jeden nadawca, jeden odbiorca
- **niezawodny, uporządkowany strumień bajtów:**
 - nie ma "granic komunikatów"
- **wysyłający grupowo:**
 - kontrola przeciążeń i przepływu TCP określają rozmiar okna
- **bufory u nadawcy i odbiorcy**
- **komunikacja "full duplex":**
 - dwukierunkowy przepływ danych na tym samym połączeniu
 - MRS: maksymalny rozmiar segmentu
- **połączeniowe:**
 - inicjalizacja (wymiana komunikatów kontrolnych) połączenia przed komunikacją danych
- **kontrola przepływu:**
 - nadawca nie "zaleje" odbiorcy



Struktura segmentu TCP



TCP: numery sekwencyjne i potwierdzenia

Numery sekwencyjne:

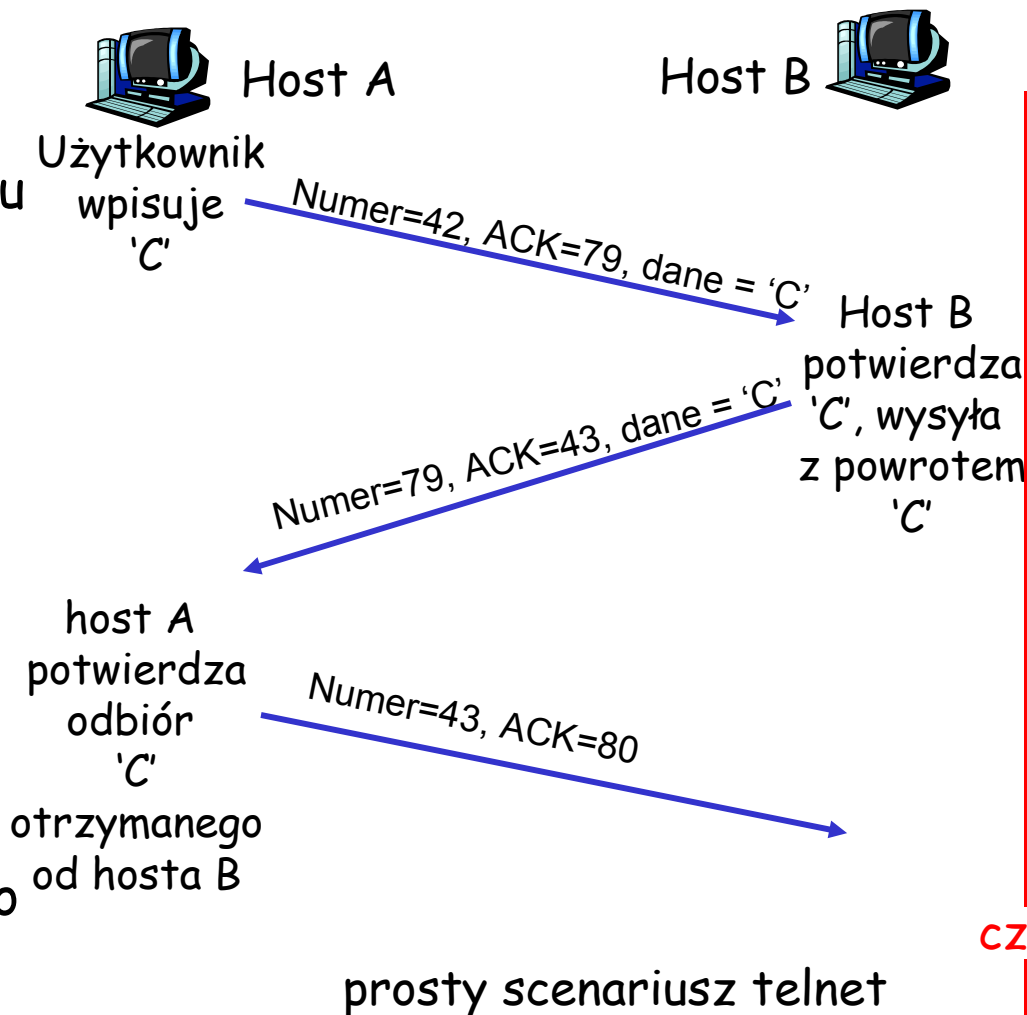
- numer w "strumieniu bajtów" pierwszego bajtu danych segmentu

Potwierdzenia:

- numer sekwencyjny następnego bajtu oczekiwanego od drugiej strony
- kumulatywny ACK

Pytanie: jak odbiorca traktuje segmenty nie w kolejności

- O: specyfikacja TCP tego nie określa: decyduje implementacja



TCP: czas powrotu (RTT) i timeout

Pytanie: jak ustalić timeout dla TCP?

- ❑ dłuższe niż RTT
 - ale RTT jest zmienne
- ❑ za krótki: za wczesny timeout
 - niepotrzebne retransmisje
- ❑ za długi: wolna reakcja na stratę segmentu

Pytanie: jak estymować RTT?

- ❑ **MierzoneRTT:** czas zmierzony od wysłania segmentu do odbioru ACK
 - ignorujemy retransmisje
- ❑ **MierzoneRTT** będzie zmienne, chcemy mieć "gładzsze" estymowane RTT
 - średnia z wielu ostatnich pomiarów, nie tylko aktualnego **MierzoneRTT**

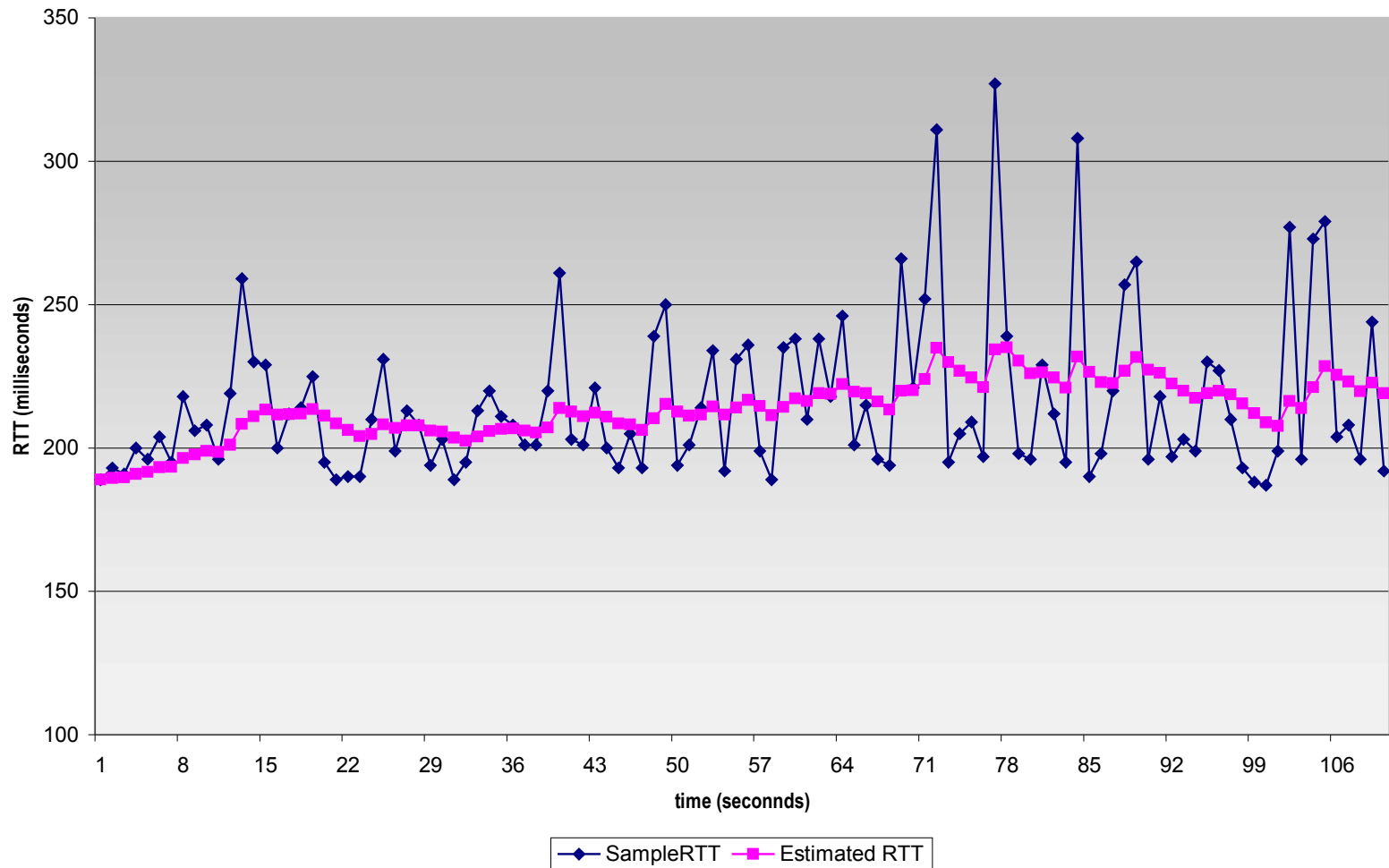
TCP: czas powrotu (RTT) i timeout

$$\text{EstymowaneRTT} = (1 - \alpha) * \text{EstymowaneRTT} + \alpha * \text{MierzoneRTT}$$

- Wykładnicza średnia ruchoma
- wpływ starych pomiarów maleje wykładniczo
- typowa wartość parametru: $\alpha = 0.125$

Przykład estymacji RTT:

RTT: gaia.cs.umass.edu to fantasia.eurecom.fr



TCP: czas powrotu (RTT) i timeout

Ustawianie timeout

- EstymowaneRTT dodać "margines błędu"
 - im większa zmienność MierzoneRTT, tym większy margines błędu
- najpierw ocenić, o ile MierzoneRTT jest oddalone od EstymowaneRTT:

$$\text{BładRTT} = (1-\beta) * \text{BładRTT} + \beta * |\text{MierzoneRTT} - \text{EstymowaneRTT}|$$

(zwykle, $\beta = 0.25$)

Ustalanie wielkości timeout:

$$\text{Timeout} = \text{EstymowaneRTT} + 4 * \text{BładRTT}$$

Mapa wykładu

- Usługi warstwy transportu
- Multipleksacja i demultipleksacja
- Transport bezpołączeniowy: UDP
- Zasady niezawodnej komunikacji danych
- Transport połączeniowy: TCP
 - struktura segmentu
 - niezawodna komunikacja
 - kontrola przepływu
 - zarządzanie połączeniem
- Mechanizmy kontroli przeciążenia
- Kontrola przeciążenia w TCP

Niezawodna komunikacja TCP

- ❑ TCP tworzy usługę NPK na zawodnej komunikacji IP
- ❑ Wysyłanie grupowe segmentów
- ❑ Kumulowane potwierdzenia
- ❑ TCP używa pojedynczego zegara do retransmisji
- ❑ Retransmisje są powodowane przez:
 - zdarzenia timeout
 - duplikaty ACK
- ❑ Na razie rozważymy prostszego nadawcę TCP:
 - ignoruje duplikaty ACK
 - ignoruje kontrolę przeciążenia i przepływu

Zdarzenia nadawcy TCP:

Dane od aplikacji:

- ❑ Utwórz segment z numerem sekwencyjnym
- ❑ numer sekwencyjny to numer w strumieniu bajtów pierwszego bajtu danych segmentu
- ❑ włącz zegar, jeśli jest wyłączony (zegar działa dla najstarszego niepotwierdzonego segmentu)
- ❑ oblicz czas oczekiwania:
Timeout

Timeout:

- ❑ retransmituj segment, który spowodował timeout
- ❑ ponownie włącz zegar

Odbiór ACK:

- ❑ Jeśli potwierdza niepotwierdzone segmenty:
 - potwierdź odpowiednie segmenty
 - włącz zegar, jeśli są brakujące segmenty


```
Nast_Num = 1
Pocz_Okna = 1
loop (forever)
{
  switch( zdarzenie )
  {
    zdarzenie: Dane od aplikacji
      stwórz segment z numerem Nast_Num;
      if ( zegar wyłączony )
        włącz zegar;
      przekaż segment do warstwy IP;
      Nast_Num = Nast_Num + length( dane );
```

zdarzenie: Timeout

```
retransmituje niepotwierdzony segment
  o najniższym numerze sekwencyjnym;
włącz zegar;
```

zdarzenie: Odbiór ACK potwierdzającego pakiet y

```
if ( y > Pocz_Okna )
{
  Pocz_Okna = y;
  if ( są niepotwierdzone segmenty w oknie )
    włącz zegar;
}
```

```
}
} /* endof loop forever */
```

Nadawca TCP (uproszczony)

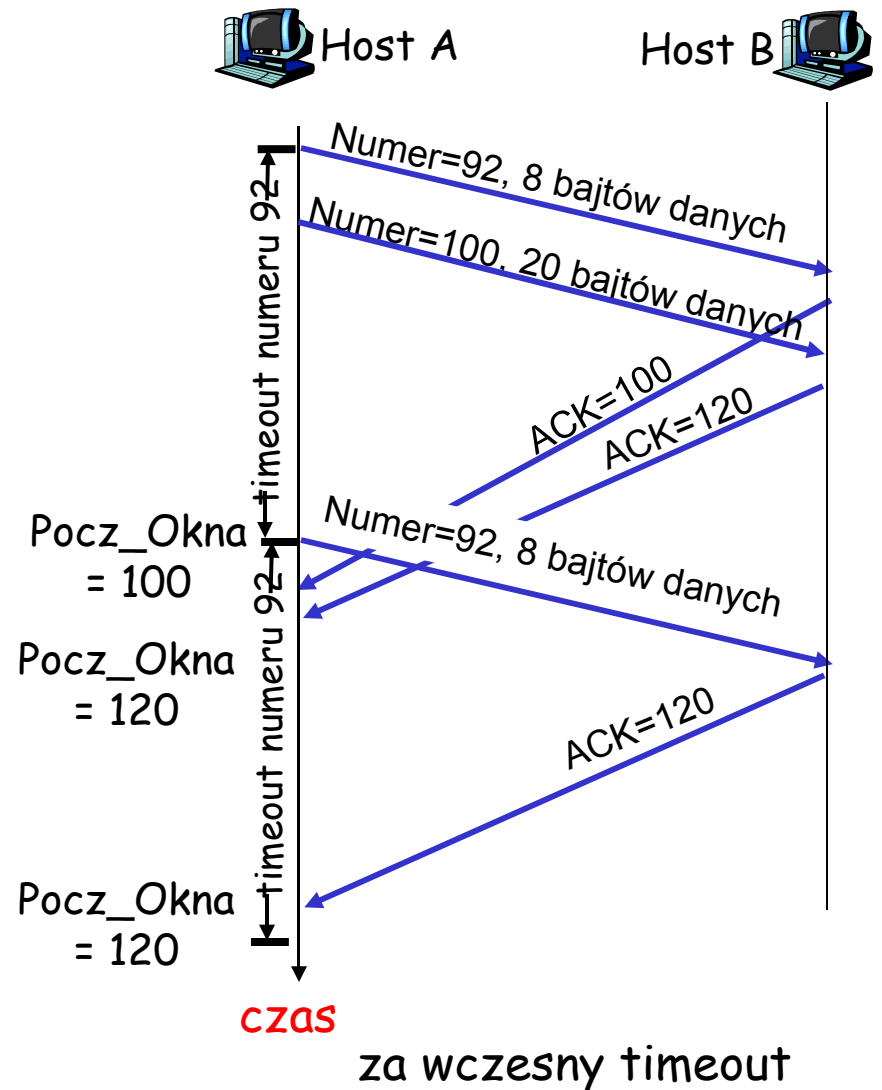
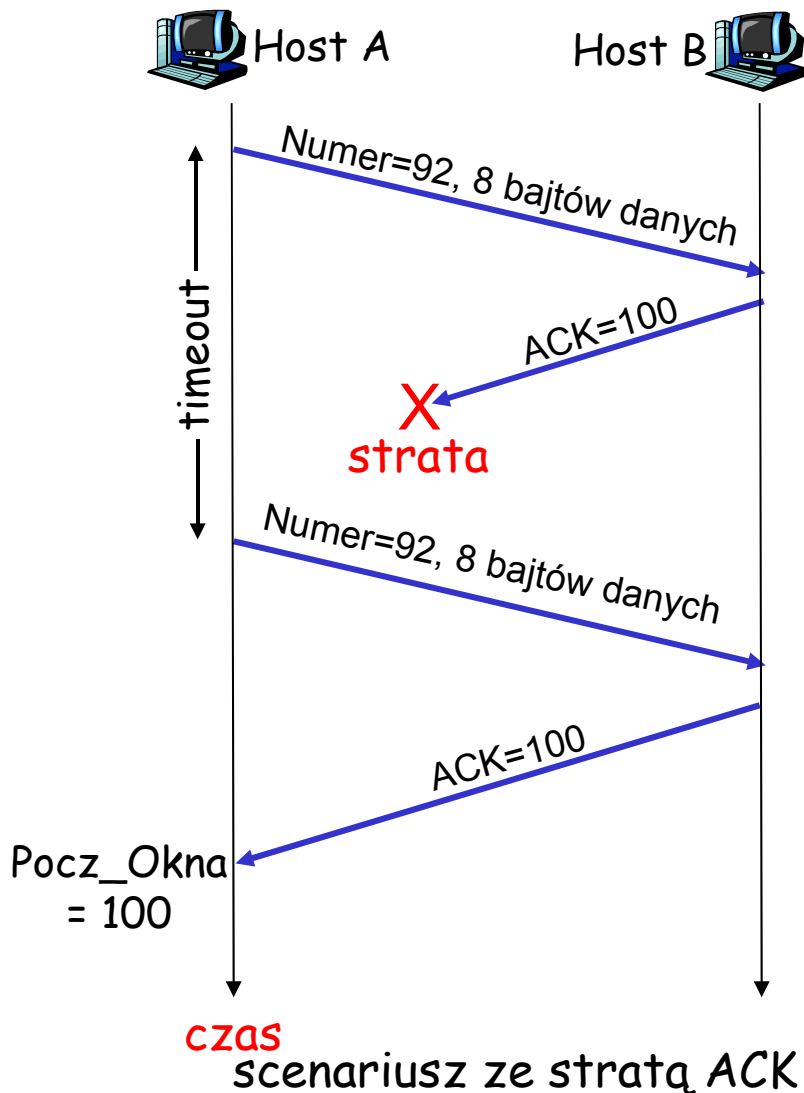
Komentarz:

- Pocz_Okna - 1: ostatni potwierdzony bajt

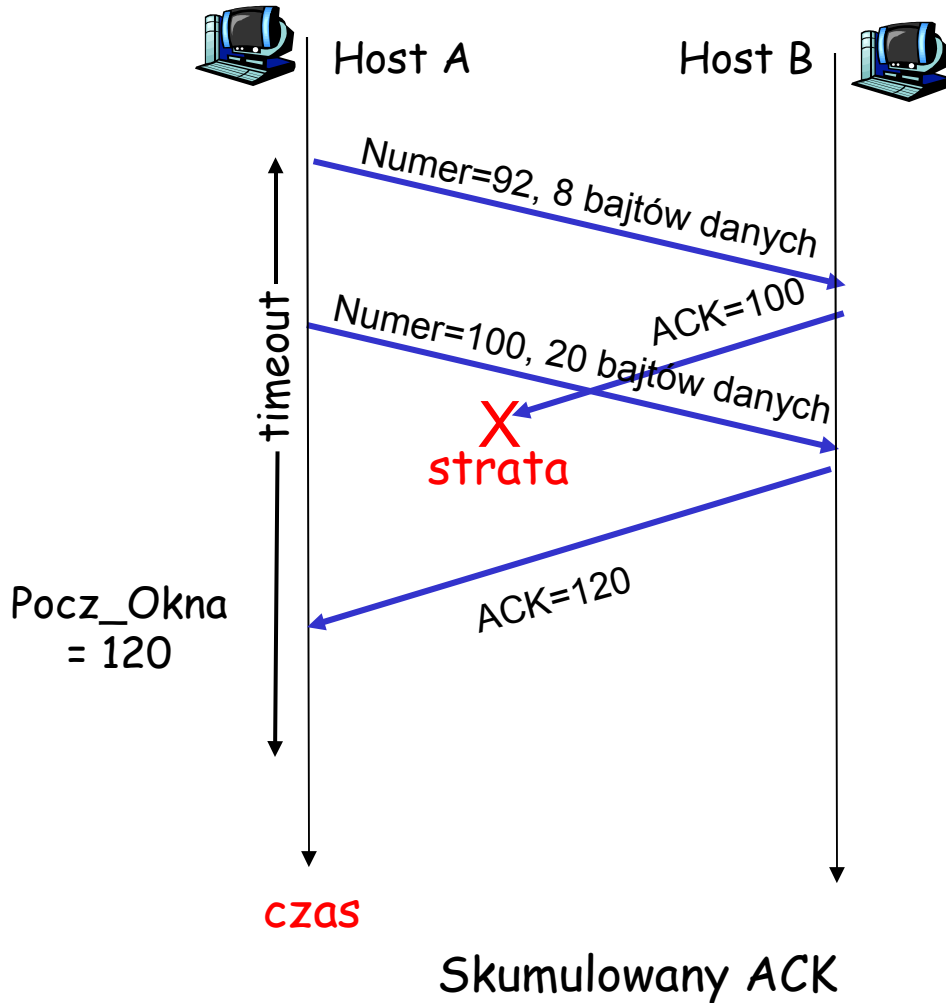
Przykład:

- Pocz_Okna - 1 = 71;
y = 73, więc odbiorca chce bajty powyżej 73;
y > Pocz_Okna, więc nowe dane zostały potwierdzone

TCP: scenariusze retransmisji



TCP: scenariusze retransmisji (c.d.)



Wysyłanie ACK w TCP [RFC 1122, RFC 2581]

Zdarzenie u odbiorcy TCP

Akcja odbiorcy TCP

Odbiór segmentu o oczekiwanym numerze w kolejności. Wszystkie poprzednie dane już potwierdzone

Opóźnione ACK. Czekaj do 500 ms na następny segment. Jeśli go nie ma, wyślij ACK.

Odbiór segmentu o oczekiwanym numerze w kolejności. Jeden inny segment nie był potwierdzony

Wyślij natychmiast skumulowane ACK, potwierdzające oba segmenty.

Odbiór segmentu nie w kolejności o za wysokim numerze. Wykrycie luki w danych

Wyślij natychmiast duplikat ACK, w którym podany jest numer oczekiwanego bajtu

Odbiór segmentu, który całkiem lub częściowo wypełnia lukę.

Jeśli segment leży na początku luki, wyślij natychmiast ACK.

Szybkie retransmisje

- Okres oczekiwania na timeout jest długi:
 - długie czekanie na retransmisje
- Rozpoznaj stracone segmenty przez duplikaty ACK.
 - Nadawca często wysyła segmenty jeden tuż po drugim
 - Jeśli segment zginie, może być wiele duplikatów ACK.
- Jeśli nadawca otrzyma 3 duplikaty ACK dla tych samych danych, zakłada, że następny segment po potwierdzonych danych zginął:
 - szybkie retransmisje: wyślij segment zanim nastąpi timeout

Algorytm szybkich retransmisji:

zdarzenie: **Odbiór ACK potwierdzającego pakiet y**

```
if ( y > Pocz_Okna )
{
    Pocz_Okna = y;
    if ( są niepotwierdzone segmenty w oknie )
        włącz zegar;
}
else
{
    zwiększ licznik duplikatów ACK dla y;
    if ( licznik duplikatów ACK dla y == 3 )
        retransmituj segment y;
}
```

duplikat ACK dla już
potwierzonego segmentu

szybka retransmisja

Mapa wykładu

- Usługi warstwy transportu
- Multipleksacja i demultipleksacja
- Transport bezpołączeniowy: UDP
- Zasady niezawodnej komunikacji danych
- Transport połączeniowy: TCP
 - struktura segmentu
 - niezawodna komunikacja
 - kontrola przepływu
 - zarządzanie połączeniem
- Mechanizmy kontroli przeciążenia
- Kontrola przeciążenia w TCP

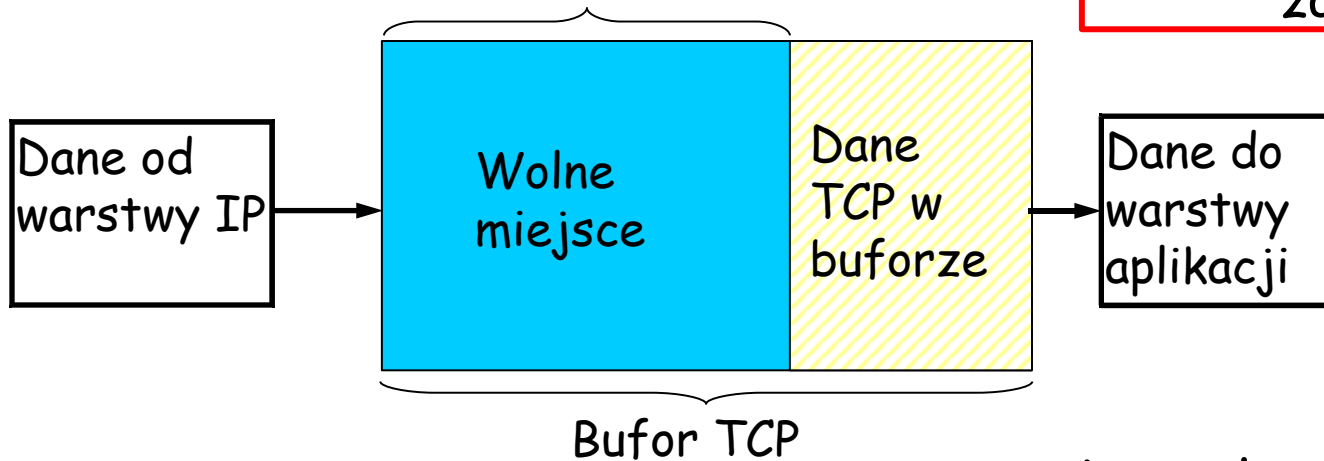
Kontrola przepływu TCP

- odbiorca TCP ma bufor odbiorcy:

Okno odbiorcy TCP

kontrola przepływu

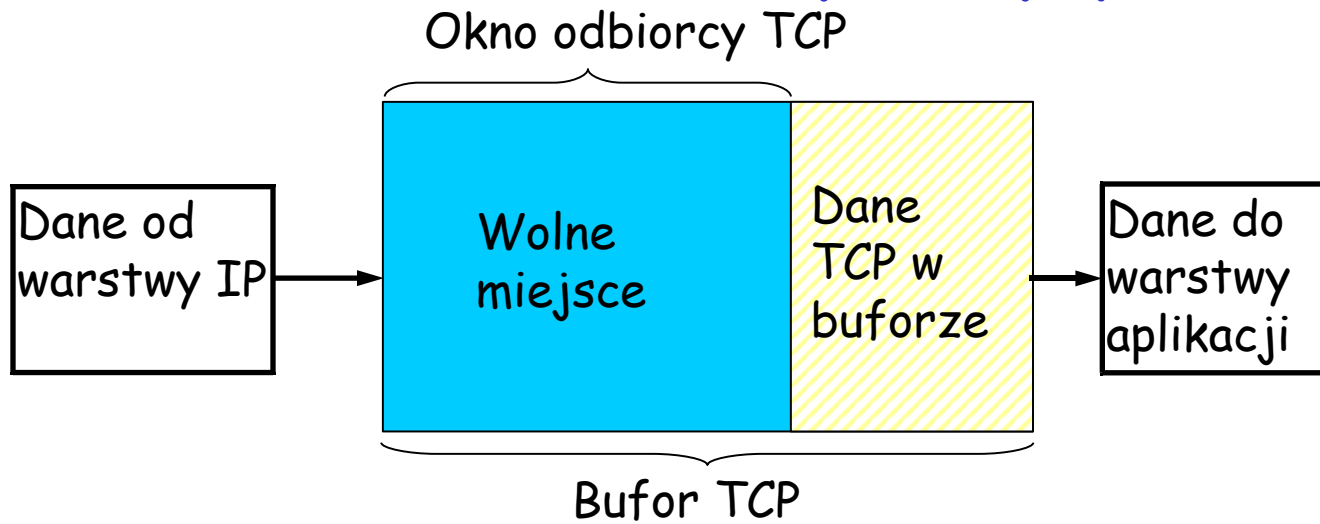
nadawca nie "zaleje" bufora odbiorcy przesyłając za dużo i za szybko



- Proces aplikacji może za wolno czytać z bufora

- usługa dopasowania prędkości: dopasuje prędkość wysyłania do prędkości odbioru danych przez aplikację

Jak działa kontrola przepływu TCP



Założmy, że odbiorca wyrzuca segmenty nie w kolejności.

- ❑ Odbiorca ogłasza wolne miejsce umieszczając jego wielkość w segmentach ACK
- ❑ Odbiorca ogranicza rozmiar okna do wolnego miejsca
 - gwarantuje, że bufor nie zostanie przepiętniony

Mapa wykładu

- Usługi warstwy transportu
- Multipleksacja i demultipleksacja
- Transport bezpołączeniowy: UDP
- Zasady niezawodnej komunikacji danych
- Transport połączeniowy: TCP
 - struktura segmentu
 - niezawodna komunikacja
 - kontrola przepływu
 - zarządzanie połączeniem
- Mechanizmy kontroli przeciążenia
- Kontrola przeciążenia w TCP

Zarządzanie połączeniem TCP

Przypomnienie: Nadawca i odbiorca TCP, tworzą "połączenie" zanim wymienią dane

- inicjalizacja zmiennych TCP:
 - numery sekwencyjne
 - bufory, informacja kontroli przepływu (rozmiar bufora)

- *klient:* nawiązuje połączenie

```
Socket clientSocket = new  
Socket("hostname", "port  
number");
```

- *serwer:* odbiera połączenie

```
Socket connectionSocket =  
welcomeSocket.accept();
```

Trzykrotny uścisk dłoni:

Krok 1: host klienta wysyła segment SYN do serwera

- podaje początkowy numer sekwencyjny
- bez danych

Krok 2: host serwera odbiera SYN, odpowiada segmentem SYNACK

- serwer alokuje bufory
- określa początkowy numer

Krok 3: klient odbiera SYNACK, odpowiada segmentem ACK, który może zawierać dane

Zarządzanie połączeniem TCP (c.d..)

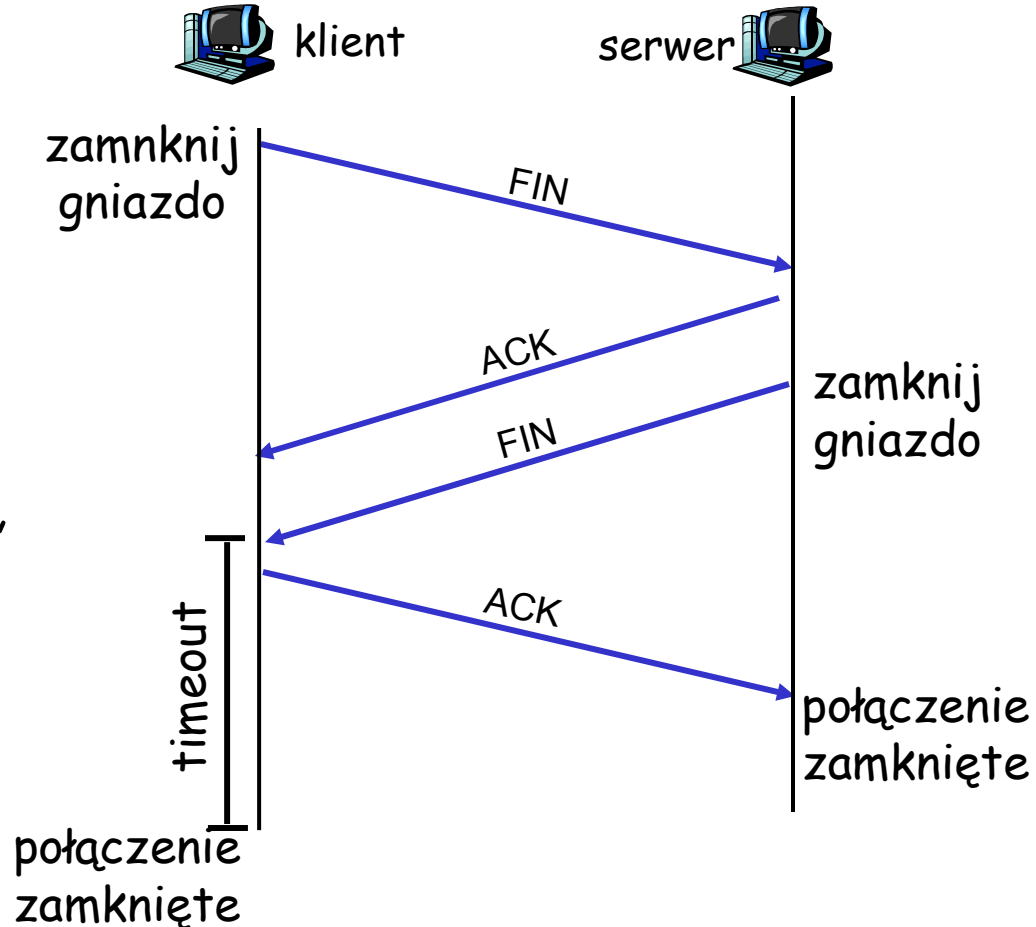
Zamykanie połączenia:

klient zamyka gniazdo:

```
clientSocket.close();
```

Krok 1: Host klienta wysyła segment TCP FIN do serwera

Krok 2: serwer odbiera FIN, odpowiada segmentem ACK. Zamyka połączenie, wysyła FIN.



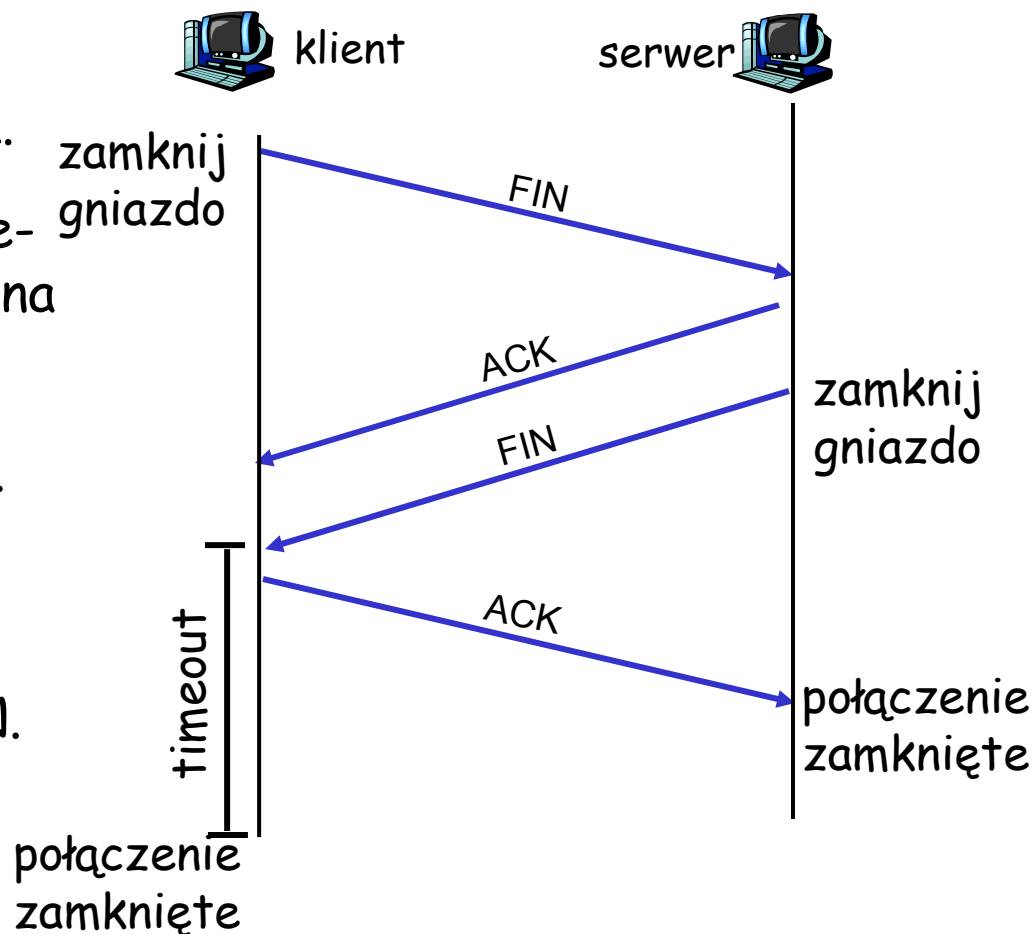
Zarządzanie połączeniem TCP (c.d.)

Krok 3: klient odbiera FIN, odpowiada segmentem ACK.

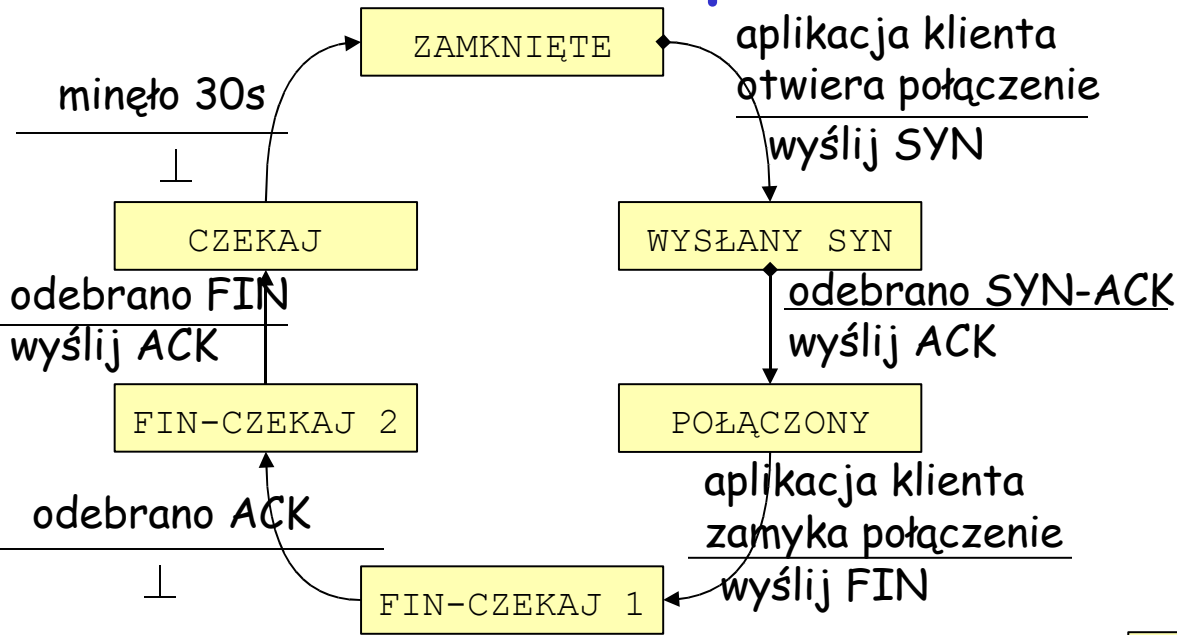
- Rozpoczyna oczekiwanie - będzie odpowiadał ACK na otrzymane FIN.

Krok 4: serwer odbiera ACK. Połączenie zamknięte.

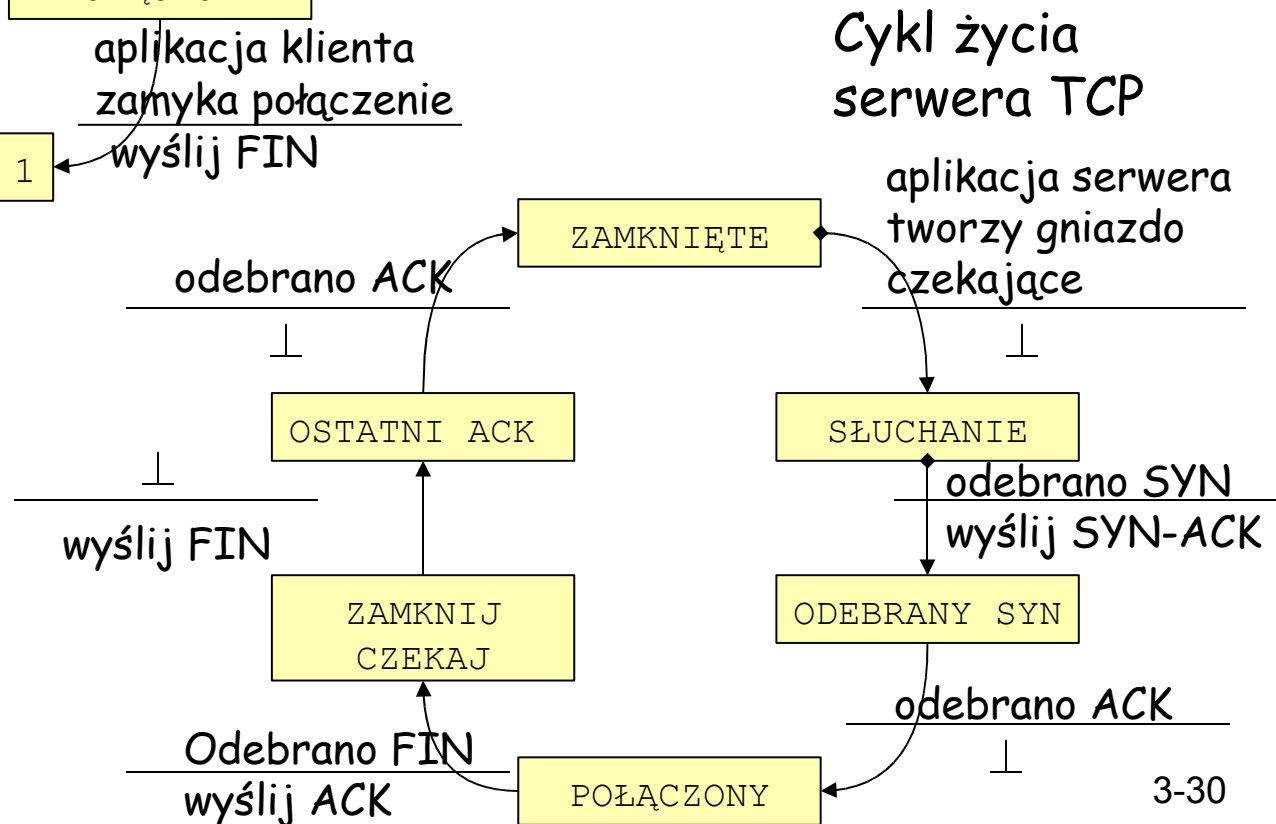
Uwaga: z małymi zmianami, obsługuje jednoczesne FIN.



Zarządzanie połączeniem TCP (c.d..)



Cykl życia klienta TCP



Mapa wykładu

- Usługi warstwy transportu
- Multipleksacja i demultipleksacja
- Transport bezpołączeniowy: UDP
- Zasady niezawodnej komunikacji danych
- Transport połączeniowy: TCP
 - struktura segmentu
 - niezawodna komunikacja
 - kontrola przepływu
 - zarządzanie połączeniem
- Mechanizmy kontroli przeciążenia
- Kontrola przeciążenia w TCP

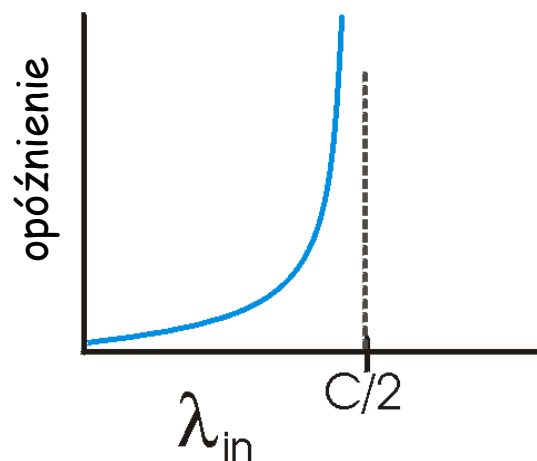
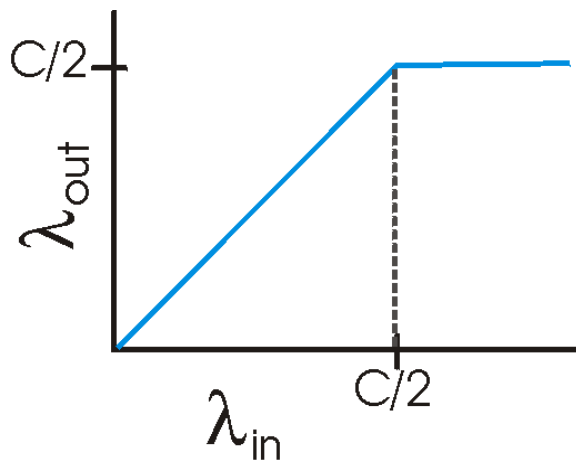
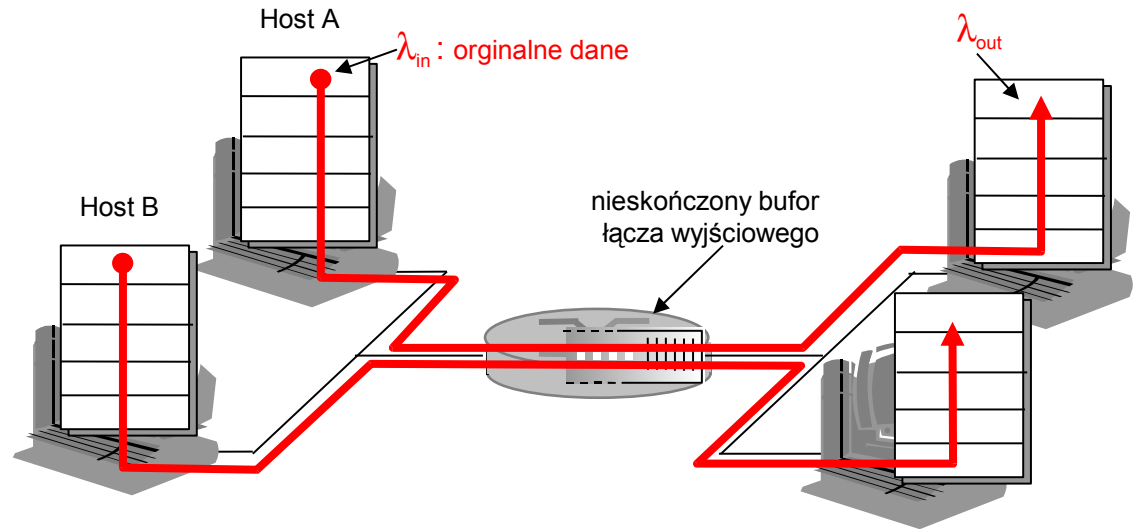
Zasady kontroli przeciążenia

Przeciążenie:

- ❑ nieformalnie: "za wiele źródeł wysyła za wiele danych za szybko, żeby *sieć* mogła je obsłużyć"
- ❑ różni się od kontroli przepływu!
- ❑ objawy przeciążenia:
 - zgubione pakiety (przepiętnienie buforów w ruterach)
 - duże (i zmienne) opóźnienia (kolejkowanie w buforach ruterów)
- ❑ jeden z głównych problemów sieci!
- ❑ konsekwencja braku kontroli dostępu do sieci

Przyczyny/koszty przeciążenia: scenariusz 1

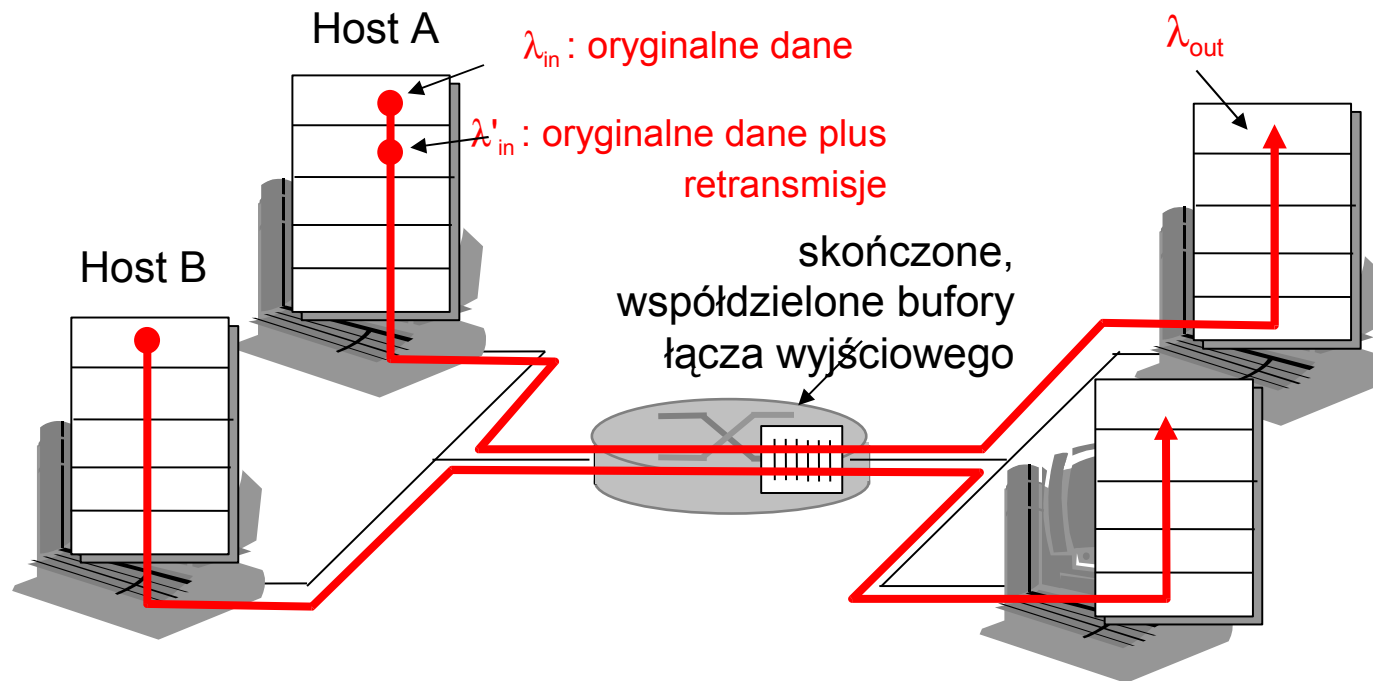
- dwóch nadawców, dwóch odbiorców
- jeden ruter, nieskończone bufory
- bez retransmisji



- duże opóźnienia przy przeciążeniu
- maksymalna dostępna przepustowość

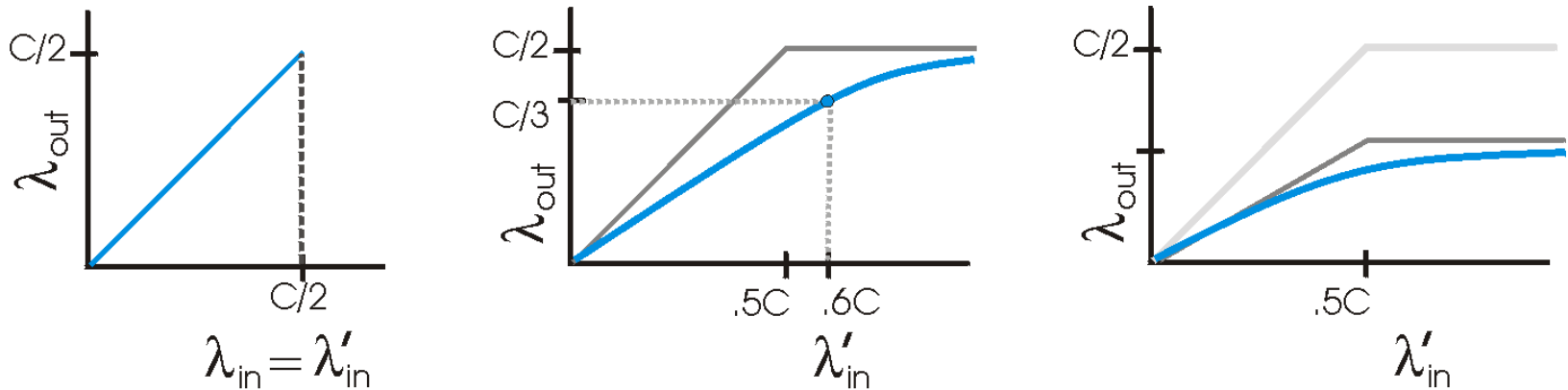
Przyczyny/koszty przeciążenia: scenariusz 2

- jeden ruter, *skończone* bufony
- retransmisje straconych pakietów



Przyczyny/koszty przeciążenia: scenariusz 2

- zawsze: $\lambda_{in} = \lambda_{out}$ (goodput)
- "doskonałe" retransmisje tylko po stracie: $\lambda'_{in} > \lambda_{out}$
- retransmisje opóźnionych (nie straconych) pakietów zwiększa λ'_{in} (w porównaniu z doskonałymi) dla tego samego λ_{out}



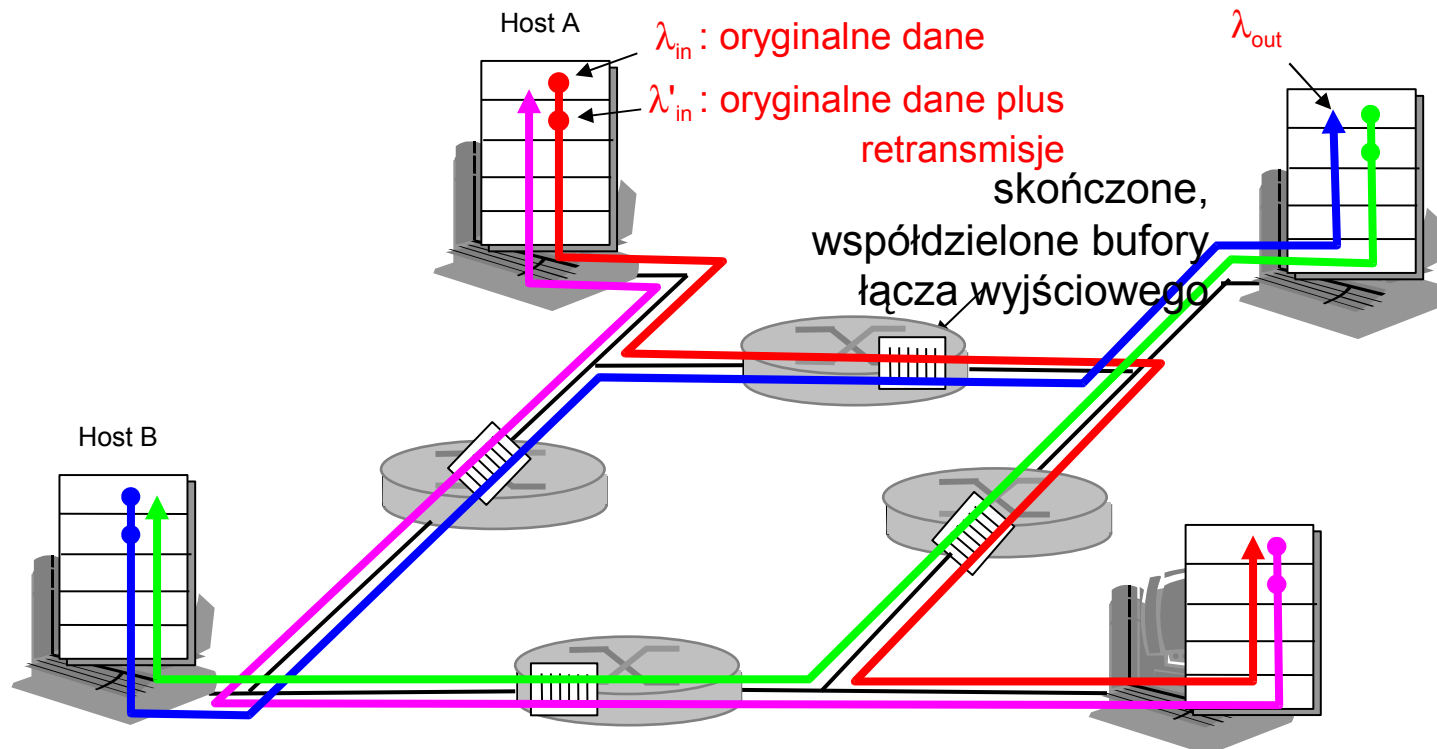
"koszty" przeciążenia:

- więcej pracy (retransmisje) na określony "goodput"
- niepotrzebne retransmisje: łącze przesyła wiele kopii pakietu

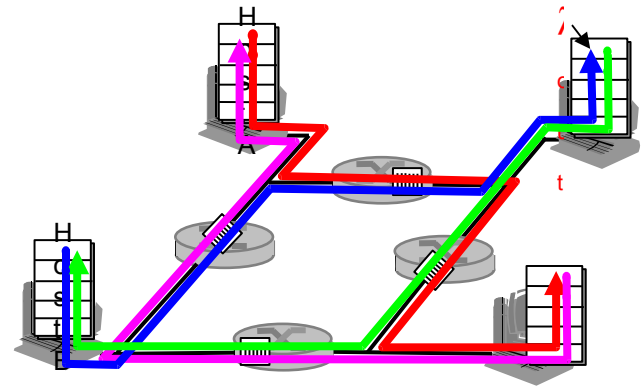
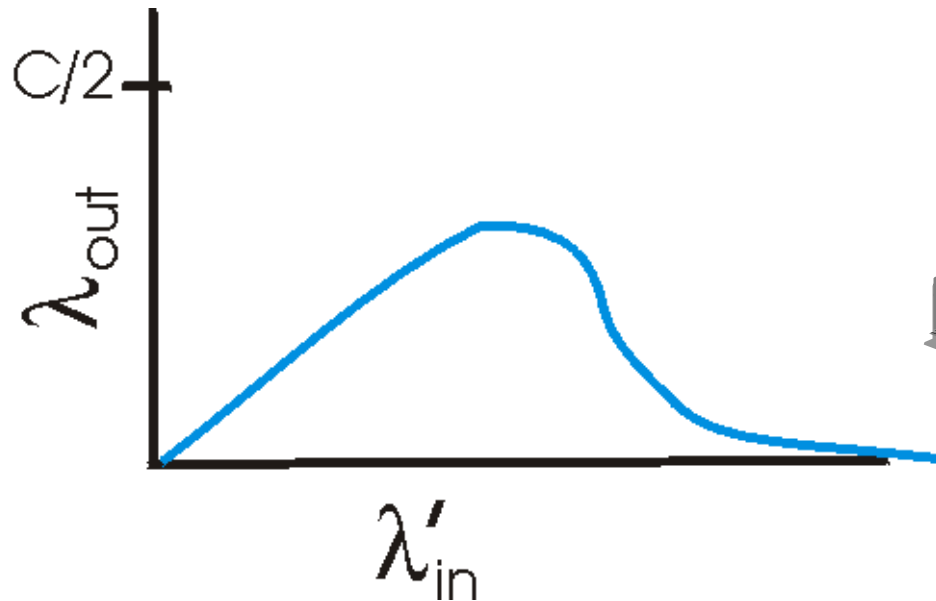
Przyczyny/koszty przeciążenia: scenariusz 3

- czterech nadawców
- dłuższe ścieżki
- timeout/retransmisje

Pytanie: co nastąpi,
gdy λ_{in} oraz λ'_{in}
wzrosną?



Przyczyny/koszty przeciążenia: scenariusz 3



Jeszcze jeden "koszt" przeciążenia:

- gdy pakiet ginie, przepustowość "w górę ściązki" zużyta na ten pakiet została zmarnowana!

Metody kontroli przeciążenia

Dwa rodzaje metod kontroli przeciążenia:

Kontrola przeciążenia typu koniec-koniec:

- ❑ brak bezpośredniej informacji zwrotnej od warstwy sieci
- ❑ przeciążenie jest obserwowane na podstawie strat i opóźnień w systemach końcowych
- ❑ tą metodą posługuje się TCP

Kontrola przeciążenia z pomocą sieci:

- ❑ routery udostępniają informację zwrotną systemom końcowym
 - pojedynczy bit wskazuje na przeciążenie (SNA, DECbit, TCP/IP ECN, ATM)
 - podawana jest dokładna prędkość, z jaką system końcowy powinien wysyłać

Studium przypadku: kontrola przeciążeń w usłudze ABR sieci ATM

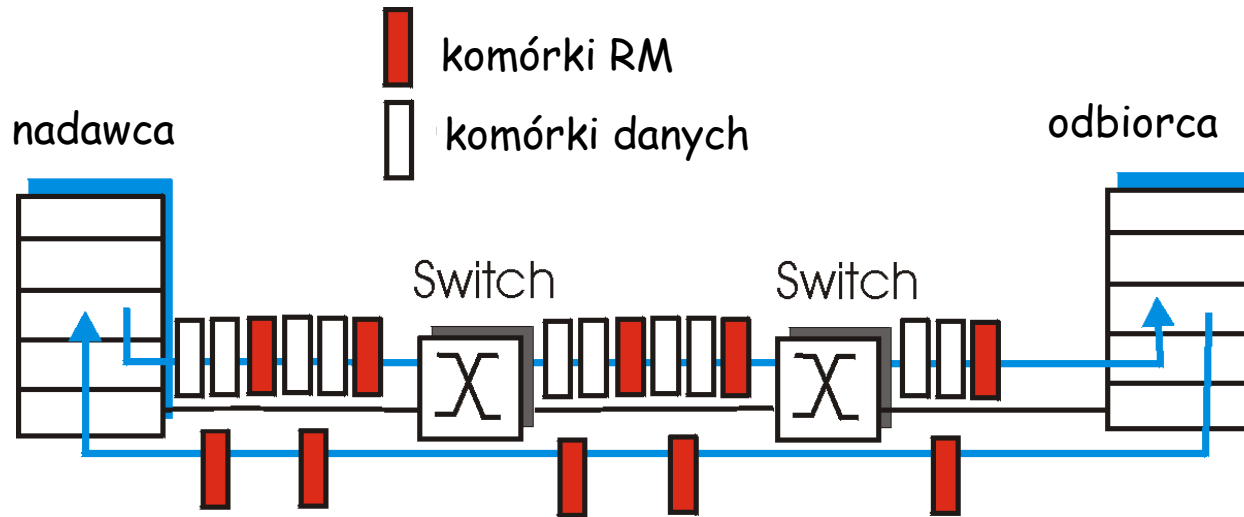
ABR: available bit rate:

- "usługa elastyczna"
- jeśli ścieżka nadawcy jest "niedociążona":
 - nadawca powinien używać dostępną przepustowość
- jeśli ścieżka nadawcy jest przeciążona:
 - nadawca jest ograniczany do minimalnej gwarantowanej przepustowości

Komórki RM (resource management):

- wysyłane przez nadawcę, przeplatane z komórkami danych
- bity w komórce RM ustawiane przez przełączniki sieci ("z pomocą sieci")
 - bit NI: nie zwiększaj szybkości (lekkie przeciążenie)
 - bit CI: wskazuje na przeciążenie
- komórki RM zwracane są do nadawcy przez odbiorcę bez zmian

Studium przypadku: kontrola przeciążeń w usługach ABR sieci ATM



- dwubajtowe pole ER (explicit rate) w komórce RM
 - przeciążony switch może zmniejszyć wartość ER w komórce
 - z tego powodu, nadawca ma minimalną dostępną przepustowość na ścieżce
- bit EFCI w komórkach danych: ustawiany na 1 przez przeciążony switch
 - jeśli komórka danych poprzedzająca komórkę RM ma ustawiony bit EFCI, odbiorca ustawia bit CI w zwróconej komórce RM

Mapa wykładu

- Usługi warstwy transportu
- Multipleksacja i demultipleksacja
- Transport bezpołączeniowy: UDP
- Zasady niezawodnej komunikacji danych
- Transport połączeniowy: TCP
 - struktura segmentu
 - niezawodna komunikacja
 - kontrola przepływu
 - zarządzanie połączeniem
- Mechanizmy kontroli przeciążenia
- Kontrola przeciążenia w TCP

Kontrola przeciążenia w TCP

- metoda koniec-koniec (bez pomocy sieci)
- nadawca ogranicza prędkość transmisji:

OstatniWysłanyBajt -
OstatniPotwierdzonyBajt
≤ RozmiarOkna

- Z grubsza,

$$\text{prędkość} = \frac{\text{RozmiarOkna}}{\text{RTT}} \text{ [Bajt/s]}$$

- RozmiarOkna jest zmienny, funkcja obserwowanego przeciążenia sieci

Jak nadawca obserwuje przeciążenie?

- strata = timeout *lub* 3 zduplikowane ACK
- nadawca TCP zmniejsza prędkość (RozmiarOkna) po stracie

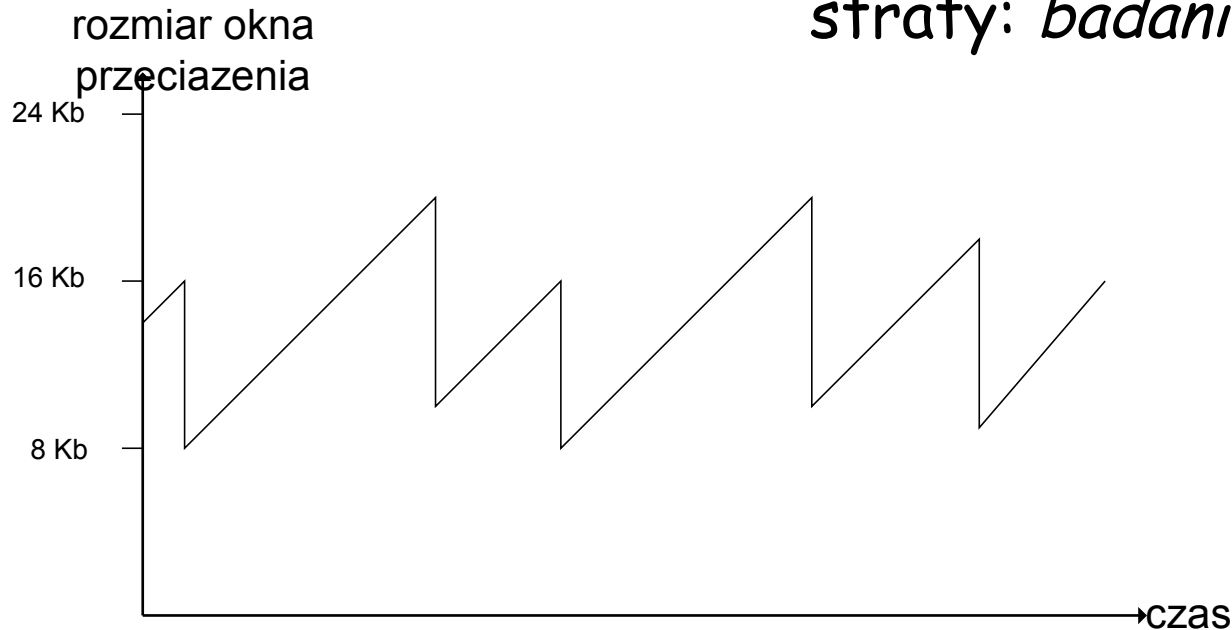
trzy mechanizmy:

- AIMD
- powolny start
- konserwatywne po zdarzeniu timeout

Mechanizm AIMD w TCP

multiplikatywne
zmniejszanie: dziel
RozmiarOkna przez
dwa po stracie

addytywne zwiększanie:
zwiększ RozmiarOkna
o 1 rozmiar segmentu
po każdym RTT bez
straty: *badanie sieci*



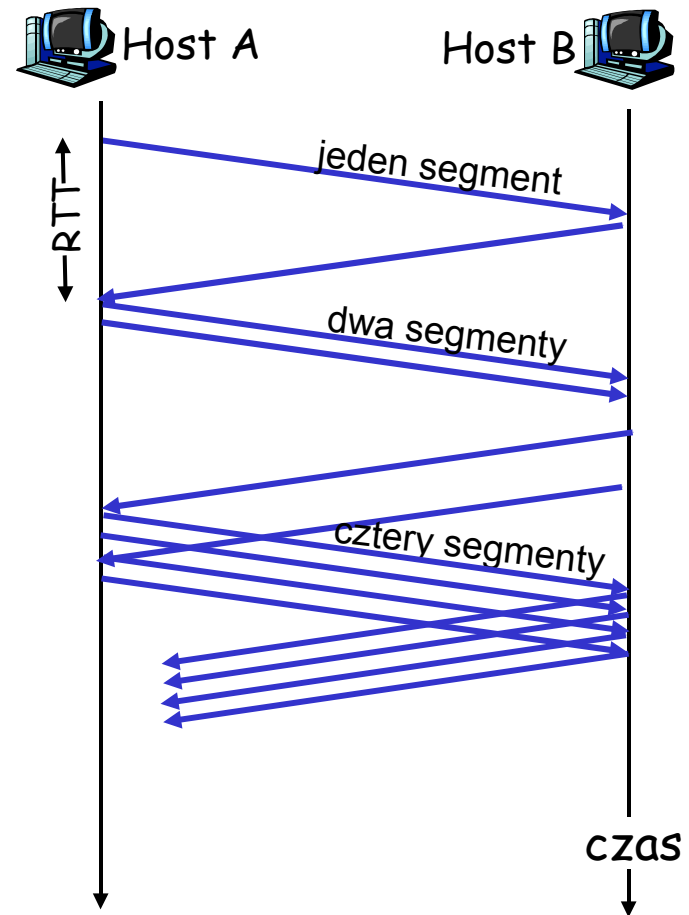
Długotrwałe połączenie TCP

Powolny start TCP

- Po nawiązaniu połączenia,
RozmiarOkna = 1 segment
 - Przykład: Segment = 500 b
oraz RTT = 200 ms
 - początkowa prędkość = 2.5
kb/s
- dostępna przepustowość >>
rozmiarSegmentu/RTT
 - pożądane jest szybkie
przyśpieszenie komunikacji
- Na początku połączenia,
rozmiar okna jest
mnożony przez dwa aż
do wystąpienia
pierwszej straty
- Potem zaczyna działać
mechanizm AIMD

Powolny start TCP (c.d.)

- Po nawiązaniu połączenia, zwiększaj prędkość wykładniczo do pierwszej straty:
 - podwajaj `RozmiarOkna` co `RTT`
 - osiągnane przez zwiększanie `RozmiarOkna` po otrzymaniu `ACK`
- **Podsumowanie:** początkowo, prędkość jest mała, ale szybko przyśpiesza



Udoskonalenie powolnego startu

- Po 3 zduplikowanych ACK:
 - RozmiarOkna dzielimy przez dwa
 - okno zwiększane liniowo
- Ale: po zdarzeniu timeout:
 - RozmiarOkna ustawiany na 1 segment;
 - okno z początku zwiększane wykładniczo
 - do pewnej wielkości, potem zwiększane liniowo

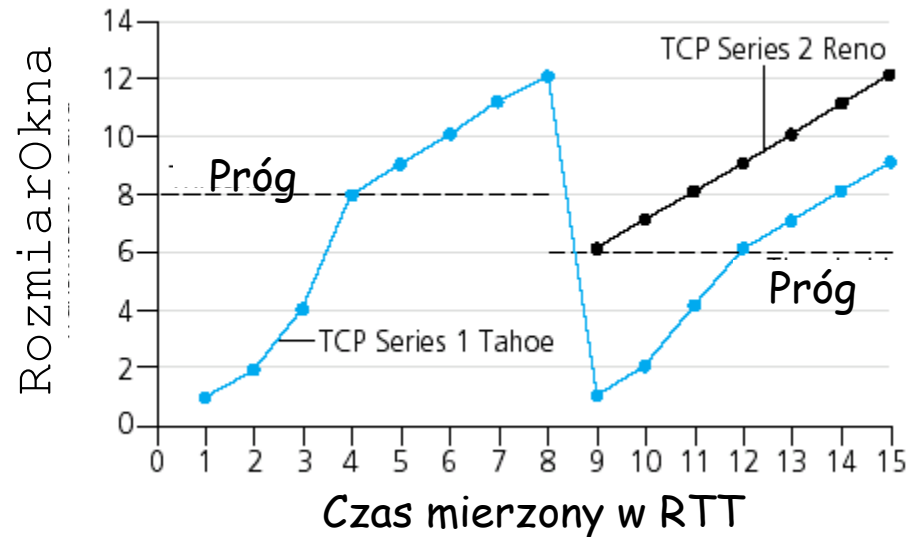
Uzasadnienie:

- 3 zduplikowane ACK wskazują, że sieć dostarcza niektóre segmenty
- timeout przed 3 zduplikowanymi ACK jest "bardziej alarmujący"

Udoskonalenia (c.d.)

Pytanie: Kiedy przestać zwiększać okno wykładniczo, a zacząć zwiększać liniowo?

Odpowiedź: Gdy RozmiarOkna osiągnie połowę swojej wartości z przed zdarzenia timeout.



Implementacja:

- ❑ Zmienny *Próg*
- ❑ Po stracie, *Próg* jest ustalany na $1/2$ wartości *RozmiarOkna* tuż przed stratą

Podsumowanie: kontrola przeciążenia TCP

- Gdy `RozmiarOkna` poniżej wartości `Próg`, nadawca w stanie **powolnego startu**, okno rośnie wykładniczo.
- Gdy `RozmiarOkna` powyżej wartości `Próg`, nadawca w stanie **unikania przeciążenia**, okno rośnie liniowo.
- Po **trzech zduplikowanych ACK**, $\text{Próg} = \text{RozmiarOkna} / 2$ oraz $\text{RozmiarOkna} = \text{Próg}$.
- Po zdarzeniu **timeout**, $\text{Próg} = \text{RozmiarOkna} / 2$ oraz $\text{RozmiarOkna} = 1$ segment.

Podsumowanie: kontrola przeciążenia TCP

Zdarzenie	Stan	Akcja nadawcy TCP	Komentarz
Odebranie ACK za niepotwierdzone dane	Powolny Start (PS)	RozmiarOkna = RozmiarOkna + 1 segment, If (RozmiarOkna > Próg) stan = "Unikanie Przeciążenia"	Po upływie RTT, RozmiarOkna się podwaja
Odebranie ACK za niepotwierdzone dane	Unikanie Przeciążenia (UP)	RozmiarOkna = RozmiarOkna + (1 segment / RozmiarOkna)	Liniowy wzrost RozmiarOkna o 1 segment po upływie RTT
Strata zaobserwowana przez 3 zduplikowane ACK	PS lub UP	Próg = RozmiarOkna / 2, RozmiarOkna = Próg, Stan = "Unikanie Przeciążenia"	Szybka poprawa przez multiplikatywne zmniejszanie. RozmiarOkna nie będzie mniejszy niż 1 segment.
Timeout	PS lub UP	Próg = RozmiarOkna/2, RozmiarOkna = 1 segment, Stan = "Powolny Start"	Wchodzimy w Powolny Start
Zduplikowany ACK	PS lub UP	Zwiększ licznik ACK dla potwierzonego segmentu	RozmiarOkna ani Próg nie zmieniają się.

Przepustowość TCP

- ❑ Jaka jest średnia przepustowość TCP jako funkcja rozmiaru okna oraz RTT?
 - Ignorujemy powolny start
- ❑ Niech W będzie rozmiarem okna w chwili straty.
- ❑ Gdy okno ma rozmiar W , przepustowość jest W/RTT
- ❑ Zaraz po stracie, okno zmniejszane do $W/2$, przepustowość jest $W/2RTT$.
- ❑ Średnia przepustowość: $\frac{3}{4} W/RTT$

Przyszłość TCP

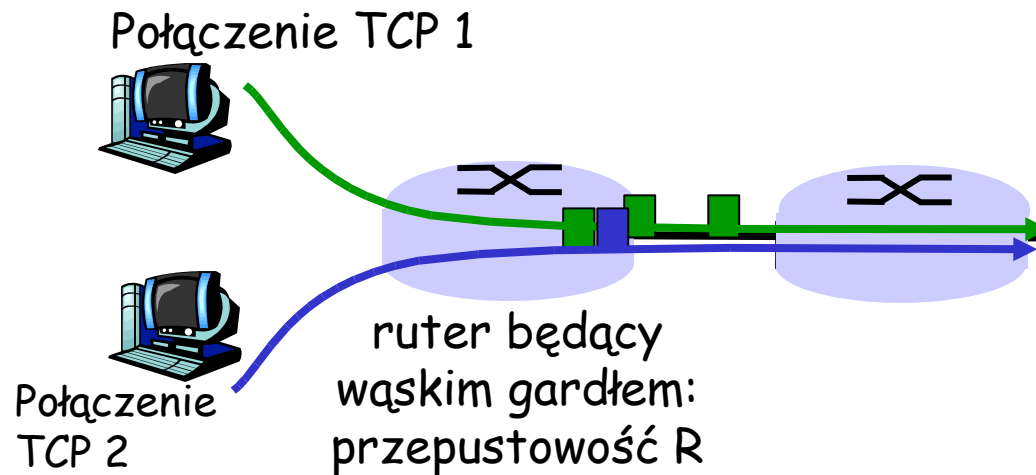
- ❑ Przykład: segment 1500 bajtów, RTT 100ms, chcemy przepustowość 10 Gb/s
- ❑ Potrzeba rozmiaru okna $W = 83\ 333$ segmentów
- ❑ Przepustowość jako funkcja częstości strat L :

$$\frac{1.22 \cdot \text{segment}}{RTT \sqrt{L}}$$

- ❑ $L = 2 \cdot 10^{-10}$ *Bardzo wyśrubowana!*
- ❑ Potrzeba nowych wersji TCP dla bardzo szybkich sieci!

Sprawiedliwość TCP

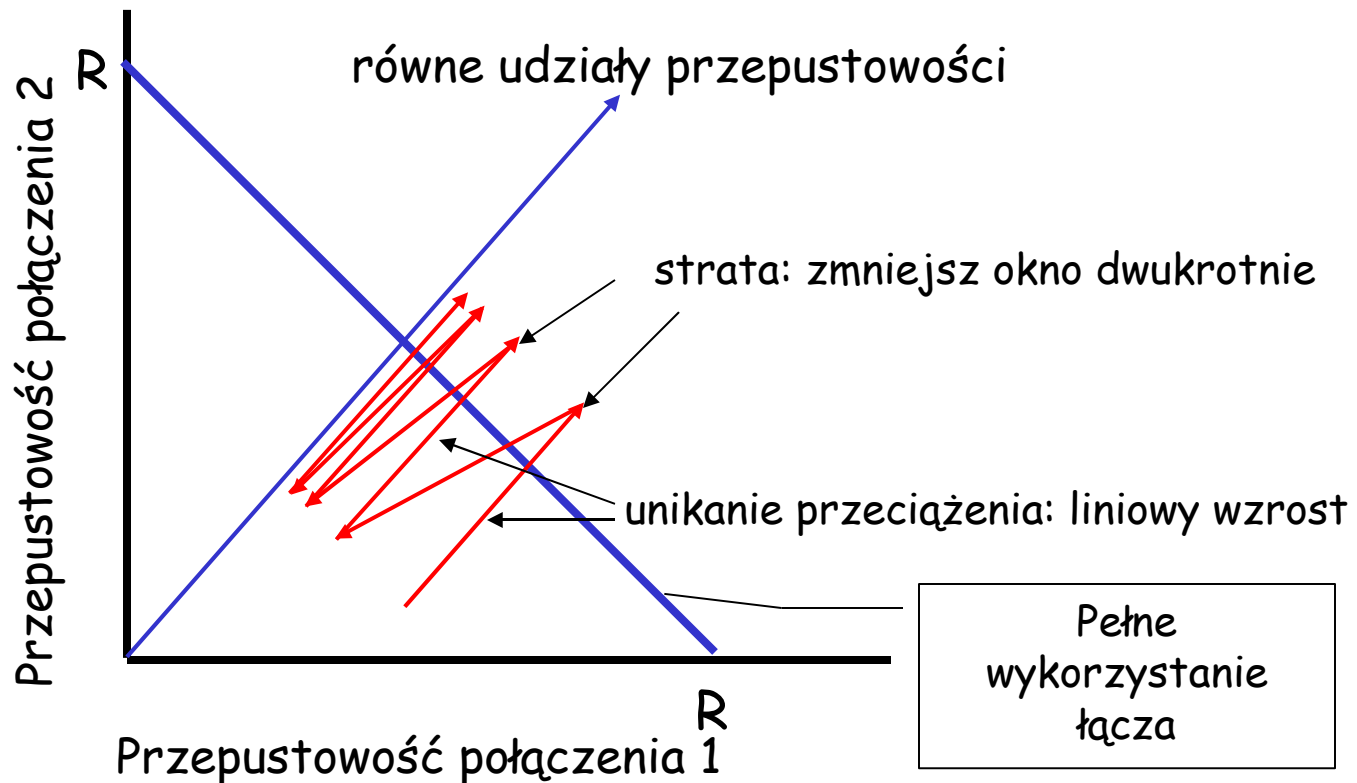
Sprawiedliwy cel: jeśli K połączeń TCP dzieli to samo łącze o przepustowości R będące wąskim gardłem, każde połączenie powinno mieć średnią przepustowość R/K



Dlaczego TCP jest sprawiedliwe?

Dwa konkurujące połączenia:

- addytywne zwiększanie daje nachylenie 1, gdy rośnie przepustowość
- multiplikatywne zmniejszanie zmniejsza przepustowość proporcjonalnie



Więcej o sprawiedliwości

Sprawiedliwość i UDP

- Komunikacja strumieniowa nie używa TCP
 - nie chce zmieniać prędkości nadawania zgodnie z kontrolą przeciążeń
- W zamian używa UDP:
 - śle audio/wideo ze stałą prędkością, toleruje straty pakietów
- Obszar badań: Komunikacja strumieniowa "TCP friendly"

Sprawiedliwość i równoległe połączenia TCP

- nic nie powstrzyma aplikacji przed nawiązaniem równoległych połączeń pomiędzy 2 hostami.
- Robią tak przeglądarki WWW
- Przykład: łącze o przepustowości R obsługuje 9 połączeń;
 - nowa aplikacja prosi o 1 połączenie TCP, dostaje przepustowość $R/10$
 - nowa aplikacja prosi o 11 połączeń TCP, dostaje przepustowość $R/2$!

Delay modeling

Q: How long does it take to receive an object from a Web server after sending a request?

Ignoring congestion, delay is influenced by:

- TCP connection establishment
- data transmission delay
- slow start

Notation, assumptions:

- Assume one link between client and server of rate R
- S : MSS (bits)
- O : object size (bits)
- no retransmissions (no loss, no corruption)

Window size:

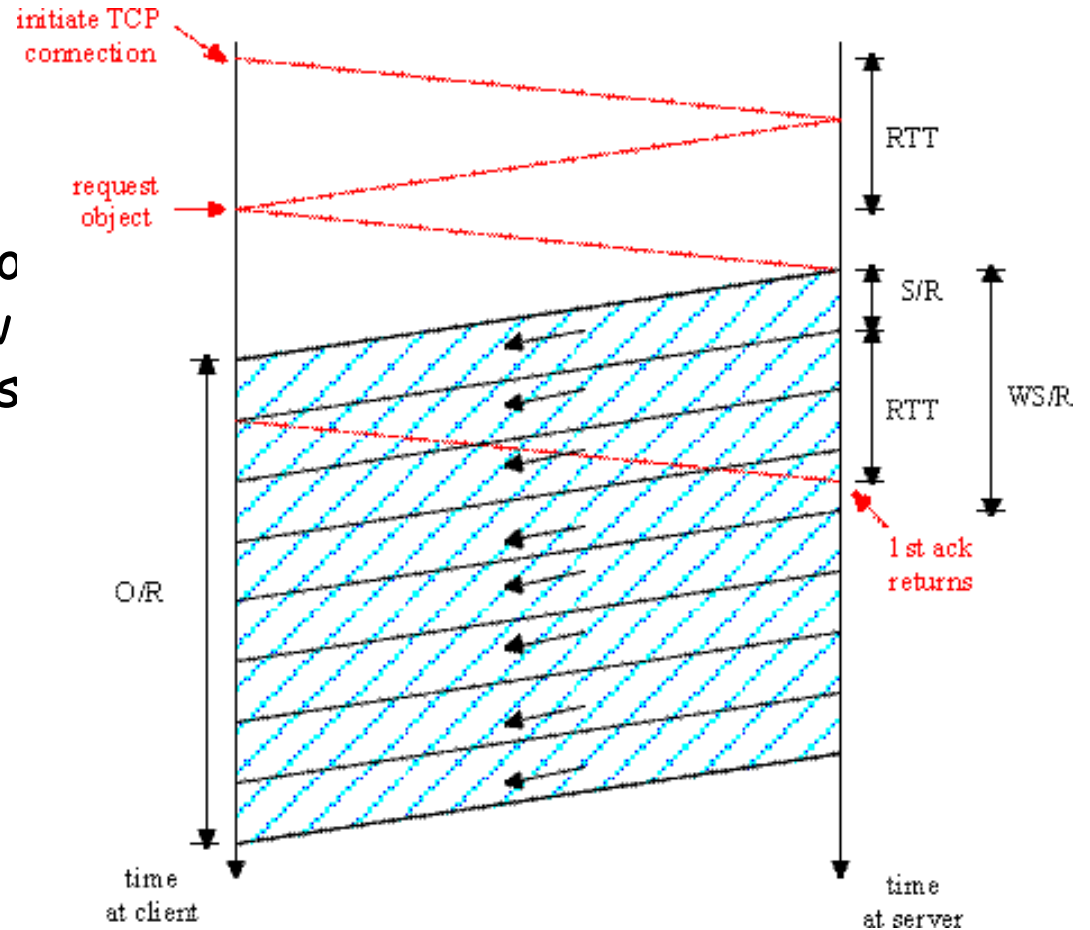
- First assume: fixed congestion window, W segments
- Then dynamic window, modeling slow start

Fixed congestion window (1)

First case:

$WS/R > RTT + S/R$: ACK for first segment in window returns before window's worth of data sent

$$\text{delay} = 2RTT + O/R$$

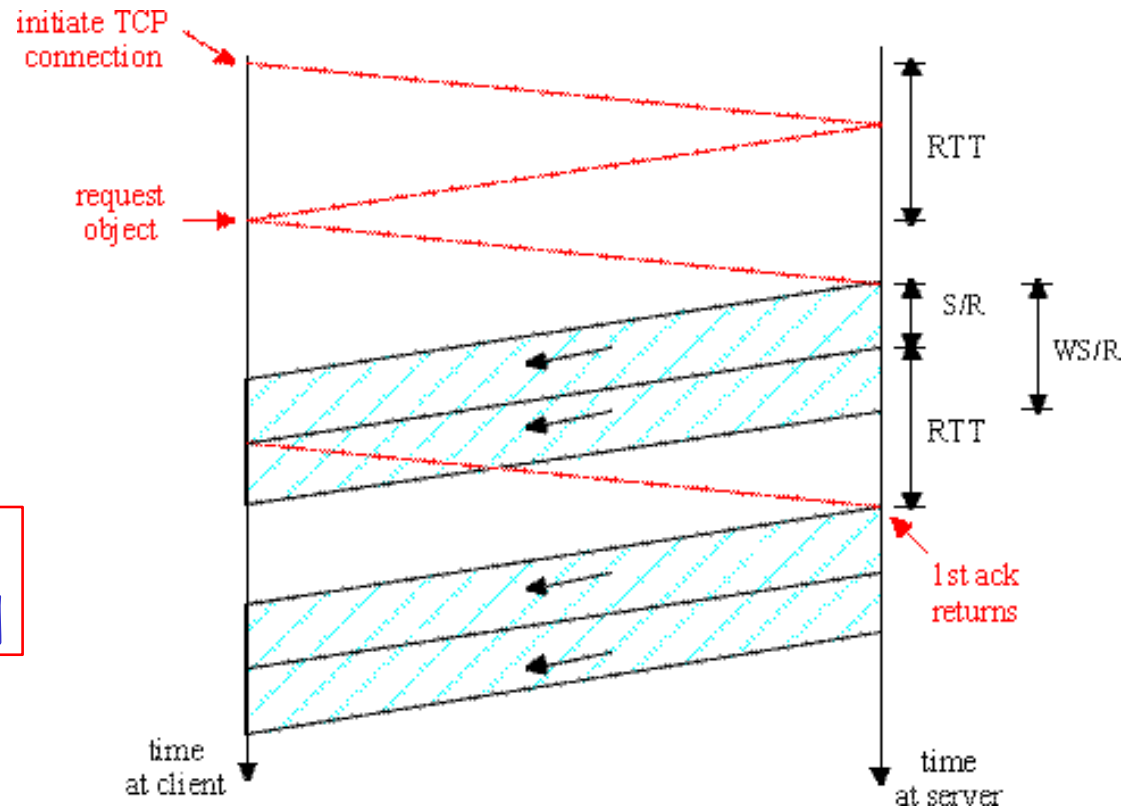


Fixed congestion window (2)

Second case:

- $WS/R < RTT + S/R$: wait for ACK after sending window's worth of data sent

$$\text{delay} = 2RTT + O/R + (K-1)[S/R + RTT - WS/R]$$



TCP Delay Modeling: Slow Start (1)

Now suppose window grows according to slow start

Will show that the delay for one object is:

$$Latency = 2RTT + \frac{O}{R} + P \left[RTT + \frac{S}{R} \right] - (2^P - 1) \frac{S}{R}$$

where P is the number of times TCP idles at server:

$$P = \min\{Q, K - 1\}$$

- where Q is the number of times the server idles if the object were of infinite size.
- and K is the number of windows that cover the object.

TCP Delay Modeling: Slow Start (2)

Delay components:

- 2 RTT for connection estab and request
- O/R to transmit object
- time server idles due to slow start

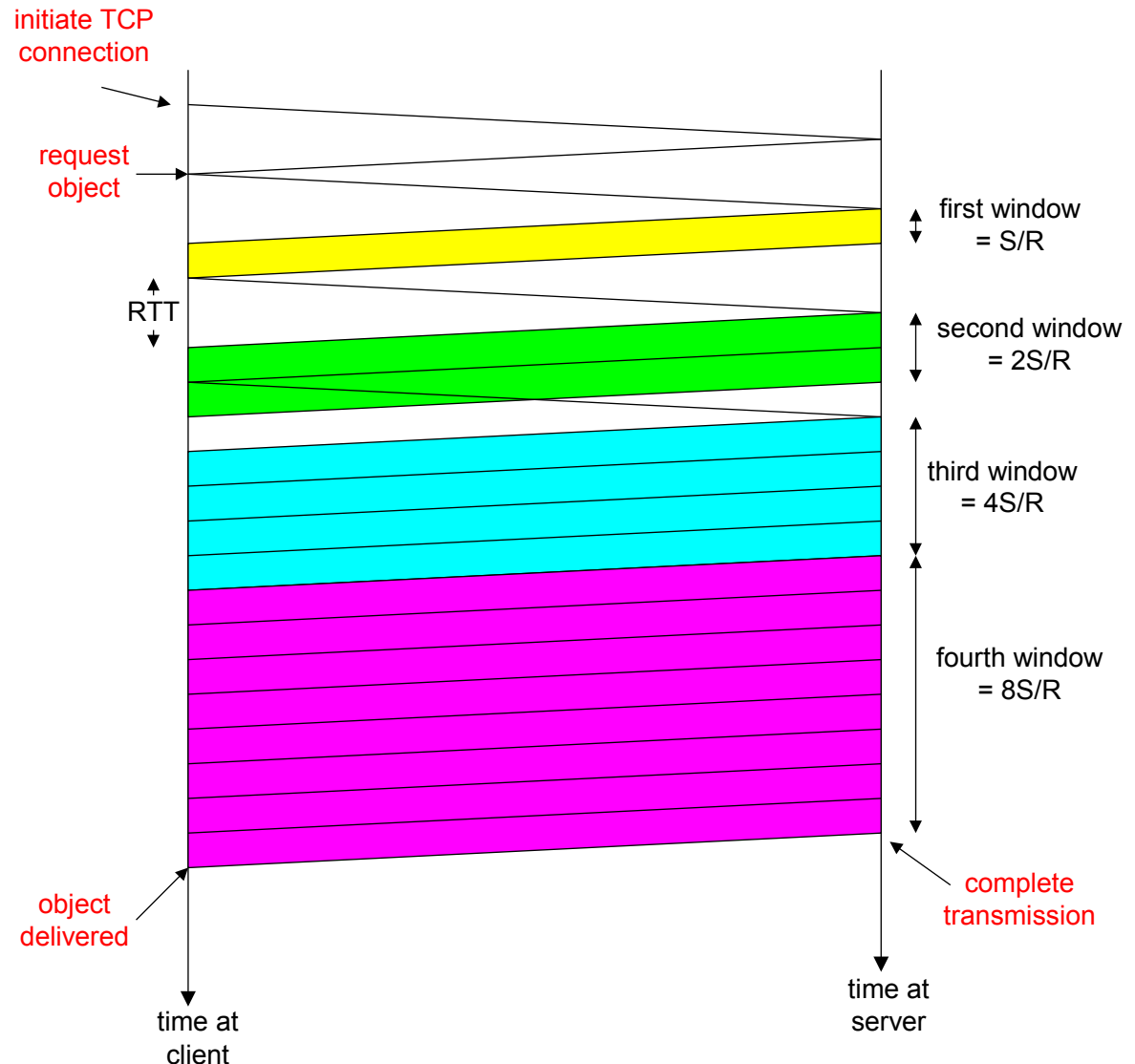
Server idles:

$$P = \min\{K-1, Q\} \text{ times}$$

Example:

- $O/S = 15$ segments
- $K = 4$ windows
- $Q = 2$
- $P = \min\{K-1, Q\} = 2$

Server idles $P=2$ times



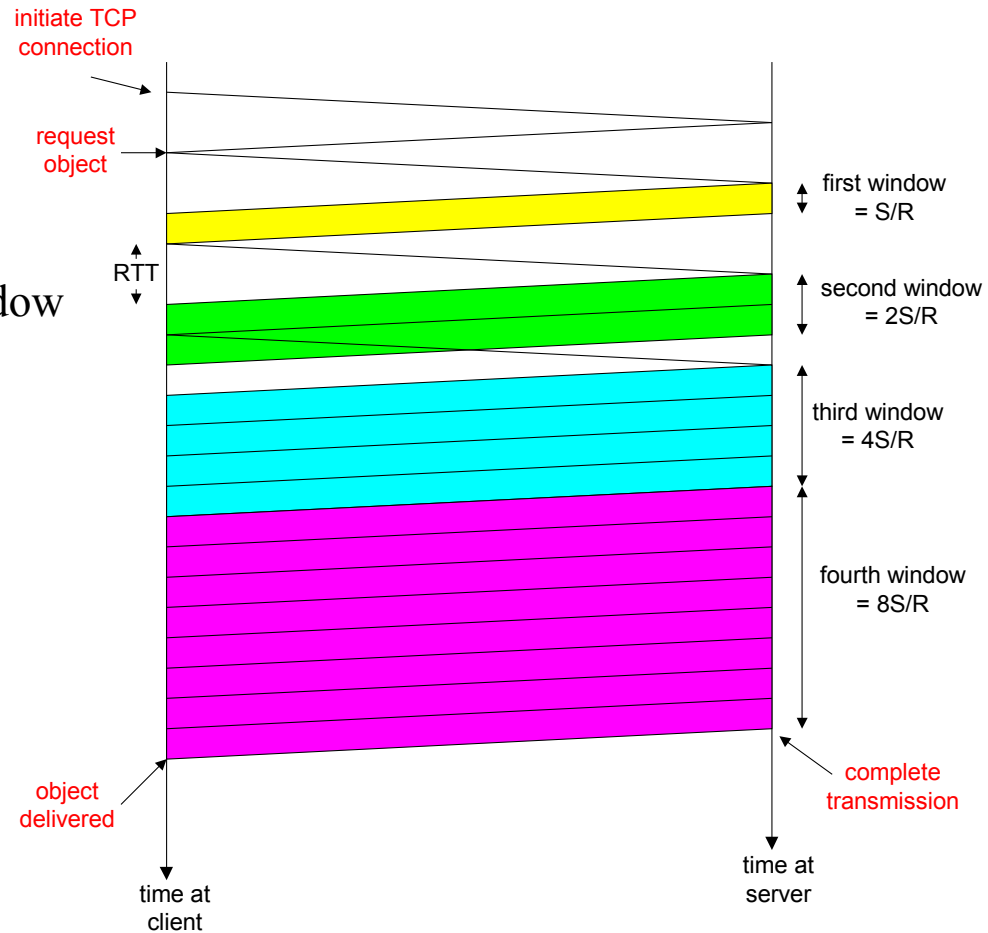
TCP Delay Modeling (3)

$\frac{S}{R} + RTT =$ time from when server starts to send segment
until server receives acknowledgement

$2^{k-1} \frac{S}{R} =$ time to transmit the k th window

$\left[\frac{S}{R} + RTT - 2^{k-1} \frac{S}{R} \right]^+ =$ idle time after the k th window

$$\begin{aligned} \text{delay} &= \frac{O}{R} + 2RTT + \sum_{p=1}^P \text{idleTime}_p \\ &= \frac{O}{R} + 2RTT + \sum_{k=1}^P \left[\frac{S}{R} + RTT - 2^{k-1} \frac{S}{R} \right] \\ &= \frac{O}{R} + 2RTT + P \left[RTT + \frac{S}{R} \right] - (2^P - 1) \frac{S}{R} \end{aligned}$$



TCP Delay Modeling (4)

Recall K = number of windows that cover object

How do we calculate K ?

$$\begin{aligned} K &= \min\{k : 2^0 S + 2^1 S + \dots + 2^{k-1} S \geq O\} \\ &= \min\{k : 2^0 + 2^1 + \dots + 2^{k-1} \geq O/S\} \\ &= \min\{k : 2^k - 1 \geq \frac{O}{S}\} \\ &= \min\{k : k \geq \log_2(\frac{O}{S} + 1)\} \\ &= \left\lceil \log_2(\frac{O}{S} + 1) \right\rceil \end{aligned}$$

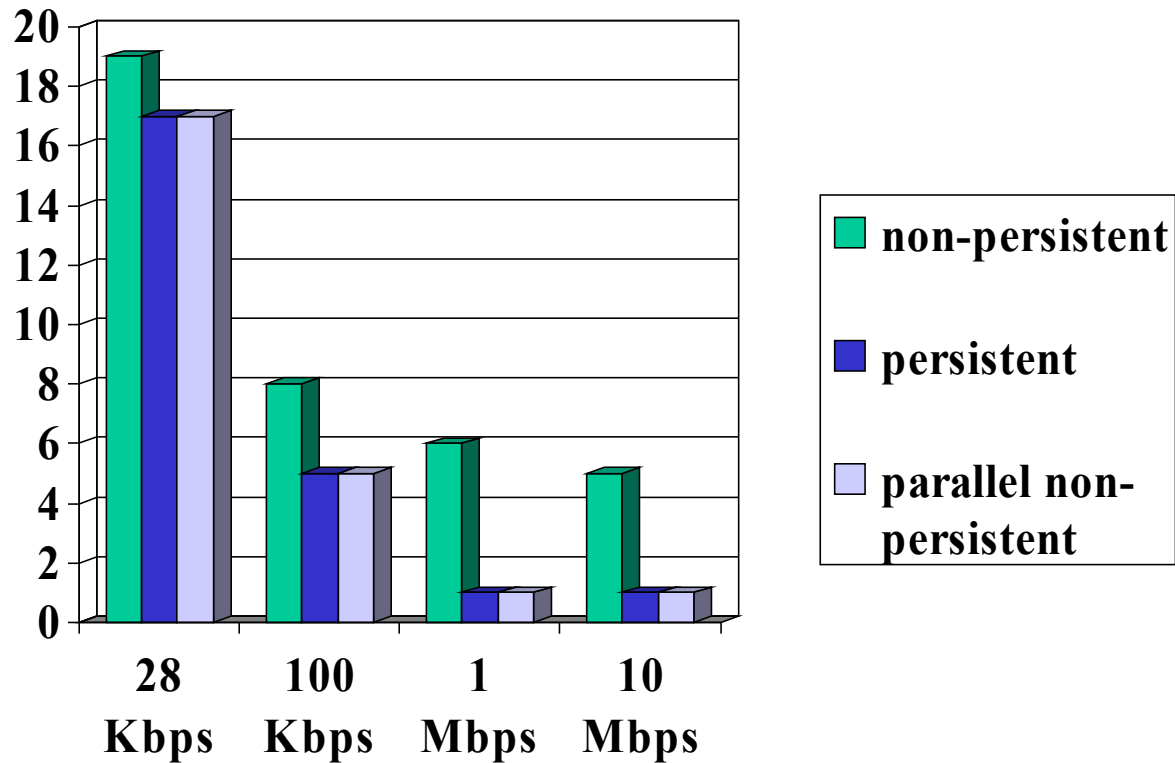
Calculation of Q , number of idles for infinite-size object, is similar (see HW).

HTTP Modeling

- Assume Web page consists of:
 - 1 base HTML page (of size O bits)
 - M images (each of size O bits)
- Non-persistent HTTP:
 - $M+1$ TCP connections in series
 - *Response time = $(M+1)O/R + (M+1)2RTT + \text{sum of idle times}$*
- Persistent HTTP:
 - $2 RTT$ to request and receive base HTML file
 - $1 RTT$ to request and receive M images
 - *Response time = $(M+1)O/R + 3RTT + \text{sum of idle times}$*
- Non-persistent HTTP with X parallel connections
 - Suppose M/X integer.
 - 1 TCP connection for base file
 - M/X sets of parallel connections for images.
 - *Response time = $(M+1)O/R + (M/X + 1)2RTT + \text{sum of idle times}$*

HTTP Response time (in seconds)

RTT = 100 msec, O = 5 Kbytes, M=10 and X=5

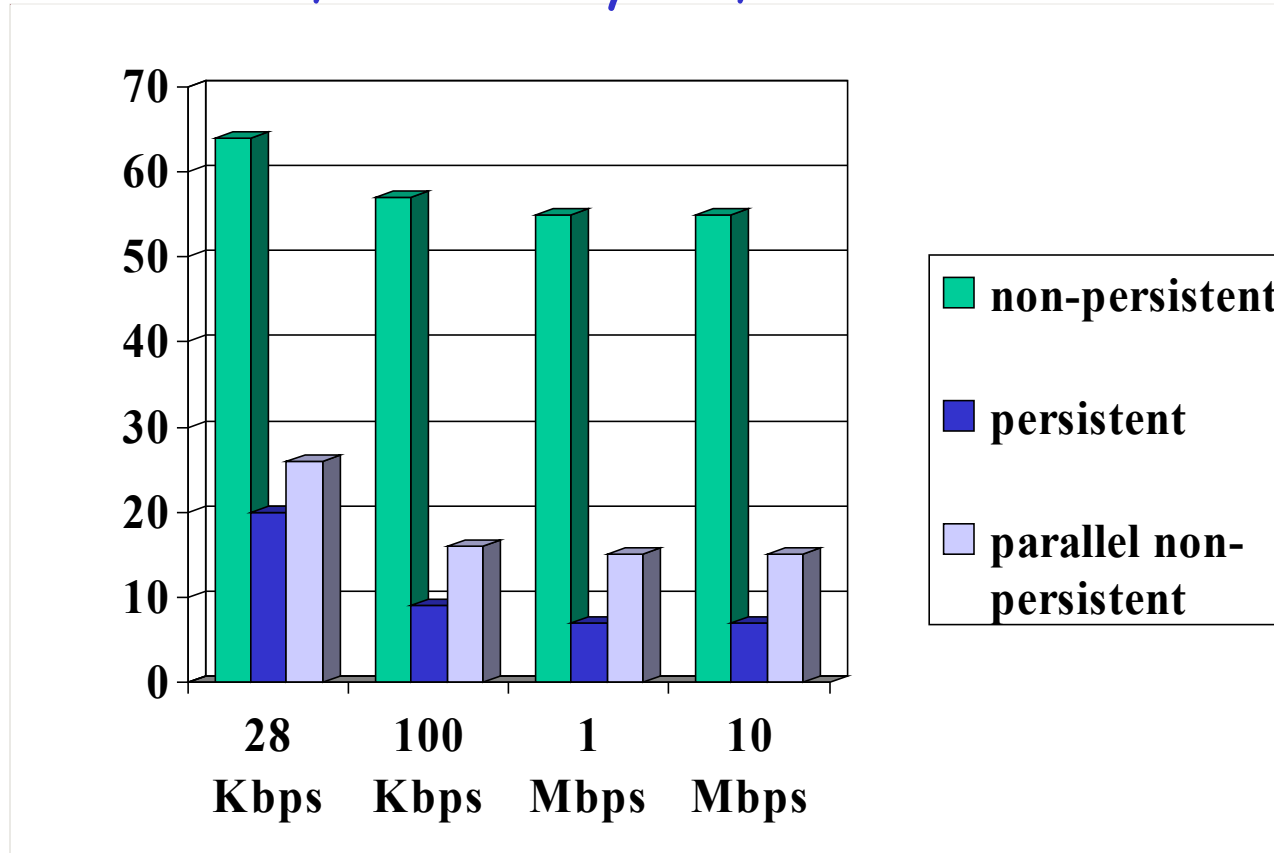


For low bandwidth, connection & response time dominated by transmission time.

Persistent connections only give minor improvement over parallel connections.

HTTP Response time (in seconds)

RTT = 1 sec, O = 5 Kbytes, M=10 and X=5



For larger RTT, response time dominated by TCP establishment & slow start delays. Persistent connections now give important improvement: particularly in high delay•bandwidth networks.

Podsumowanie warstwy transportu

- ❑ mechanizmy usług warstwy transportu:
 - multipleksacja, demultipleksacja
 - niezawodna komunikacja
 - kontrola przepływu
 - kontrola przeciążenia
- ❑ w Internecie:
 - UDP
 - TCP

Co dalej:

- ❑ opuszczamy "brzeg" sieci (warstwy aplikacji i transportu)
- ❑ wchodzimy w "szkielet" sieci