Capítulo 3: Camada de transporte

REDES DE COMPUTADORES E A INTERNET 5ª edição
Uma Abordagem Top-Down

Objetivos do capítulo:

- entender princípios por trás dos serviços da camada de transporte:
  - multiplexação/demul-tiplexação
  - transferência de dados confiável
  - controle de fluxo
  - controle de congestionamento
- aprender sobre os protocolos da camada de transporte na Internet:
  - UDP: transporte sem conexão
  - TCP: transporte orientado a conexão
  - controle de congestionamento TCP

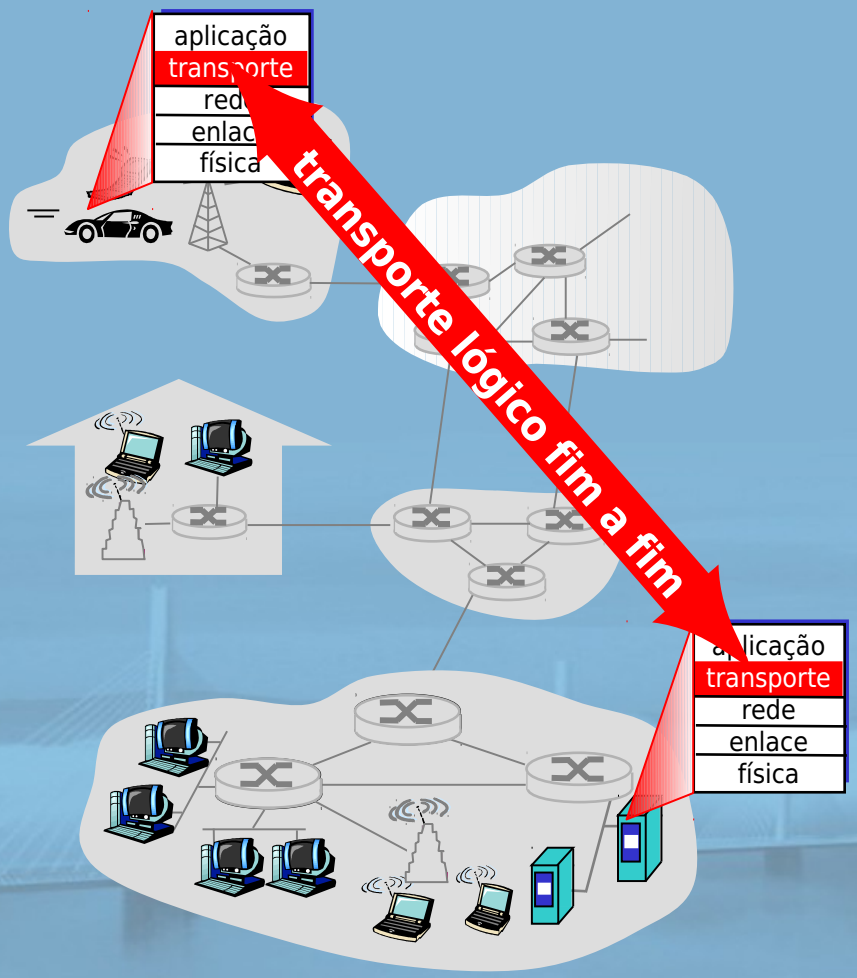
Capítulo 3: Esboço

REDES DE COMPUTADORES E A INTERNET 5ª edição
Uma Abordagem Top-Down

- 3.1 Serviços da camada de transporte
- 3.2 Multiplexação e demultiplexação
- 3.3 Transporte não orientado para conexão: UDP
- 3.4 Princípios da transferência confiável de dados
- 3.5 Transporte orientado para conexão: TCP
  - estrutura de segmento
  - transferência confiável de dados
  - controle de fluxo
  - gerenciamento da conexão
- 3.6 Princípios de controle de congestionamento
- 3.7 Controle de congestionamento no TCP

Serviços e protocolos de transporte

- oferecem *comunicação lógica* entre processos de aplicação rodando em hospedeiros diferentes
- protocolos de transporte rodam em sistemas finais
  - lado remetente: divide as msgs da aplicação em segmentos, passa à camada de rede
  - lado destinatário: remonta os segmentos em msgs, passa à camada de aplicação
- mais de um protocolo de transporte disponível às aplicações
  - Internet: TCP e UDP



Camada de transporte *versus* rede

- *camada de rede:* comunicação lógica entre hospedeiros
- *camada de transporte:* comunicação lógica entre processos
  - conta com e amplia os serviços da camada de rede

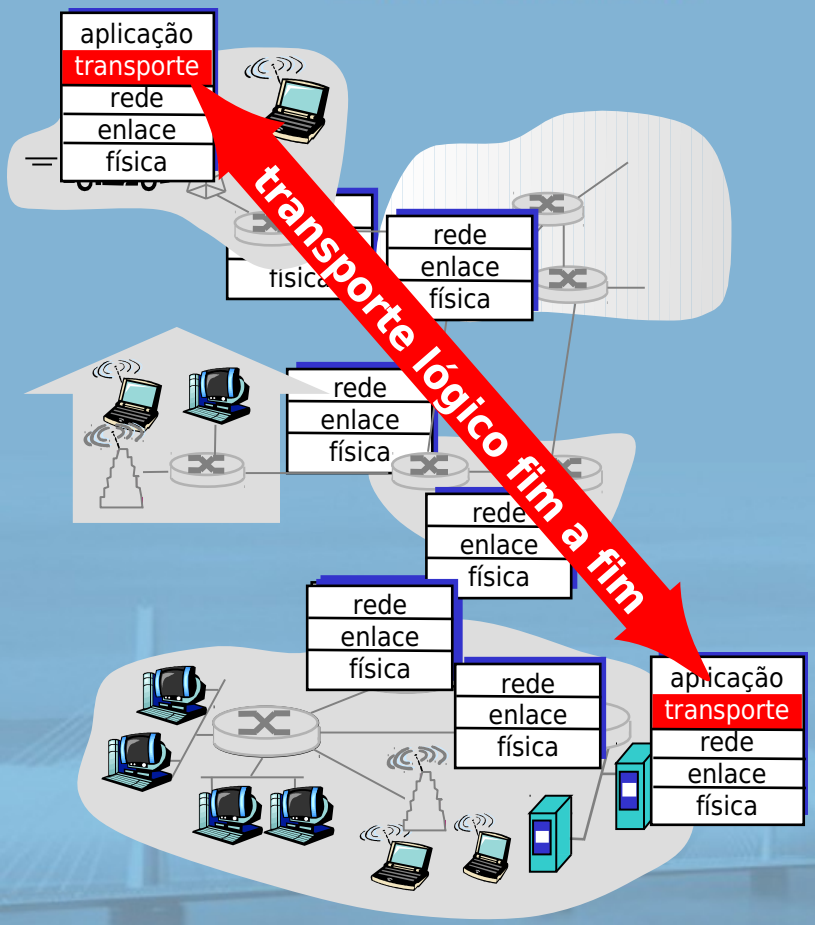
analogia com a família:

12 crianças mandando carta a 12 crianças

- processos = crianças
- msgs da aplicação = cartas nos envelopes
- hospedeiros = casas
- protocolo de transporte = Ana e Bill
- protocolo da camada de rede = serviço postal

Protocolos da camada de transporte da Internet

- remessa confiável e em ordem (TCP)
  - controle de congestionamento
  - controle de fluxo
  - estabelecimento da conexão
- remessa não confiável e desordenada: UDP
  - extensão sem luxo do IP pelo "melhor esforço"
- serviços não disponíveis:
  - garantias de atraso
  - garantias de largura de banda



Capítulo 3: Esboço

REDES DE COMPUTADORES E A INTERNET 5ª edição
Uma Abordagem Top-Down

- 3.1 Serviços da camada de transporte
- 3.2 Multiplexação e demultiplexação
- 3.3 Transporte não orientado para conexão: UDP
- 3.4 Princípios da transferência confiável de dados
- 3.5 Transporte orientado para conexão: TCP
  - estrutura de segmento
  - transferência confiável de dados
  - controle de fluxo
  - gerenciamento da conexão
- 3.6 Princípios de controle de congestionamento
- 3.7 Controle de congestionamento no TCP

Multiplexação/ demultiplexação

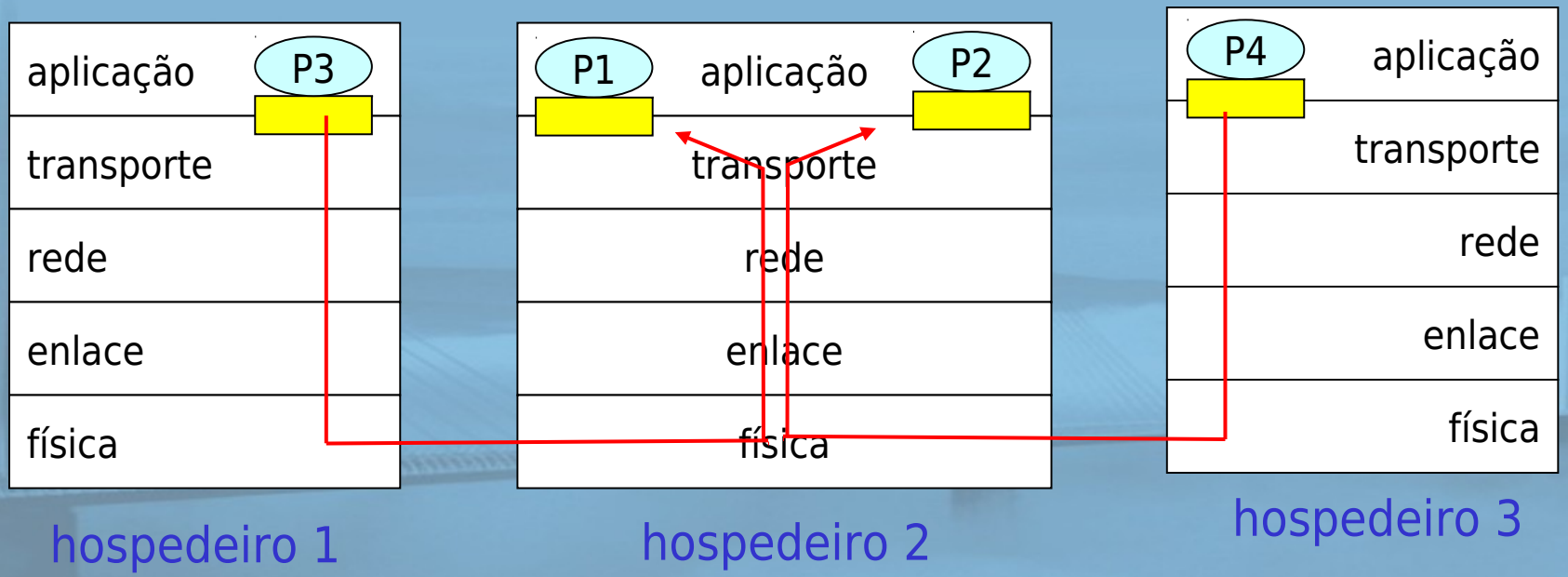
demultiplexação no destinatário:

entregando segmentos recebidos ao socket correto

multiplexação no remetente:

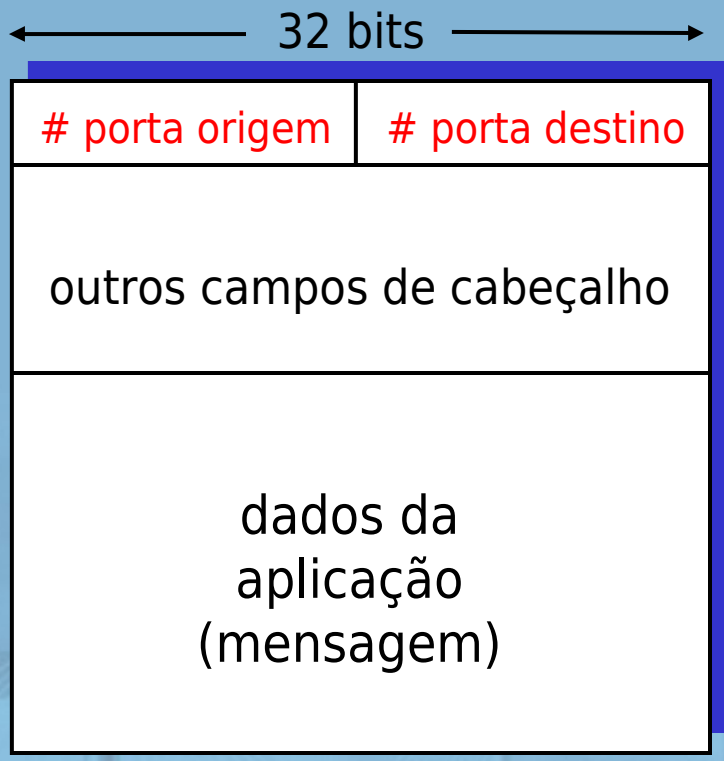
colhendo dados de múltiplos sockets, envelopando dados com cabeçalho (usados depois para demultiplexação)

= socket = processo



Como funciona a demultiplexação

- hospedeiro recebe datagramas IP
  - cada datagrama tem endereço IP de origem, endereço IP de destino
  - cada datagrama carrega 1 segmento da camada de transporte
  - cada segmento tem número de porta de origem, destino
- hospedeiro usa endereços IP & números de porta para direcionar segmento ao socket apropriado



formato do segmento TCP/UDP

Demultiplexação não orientada para conexão

- cria sockets com números de porta:

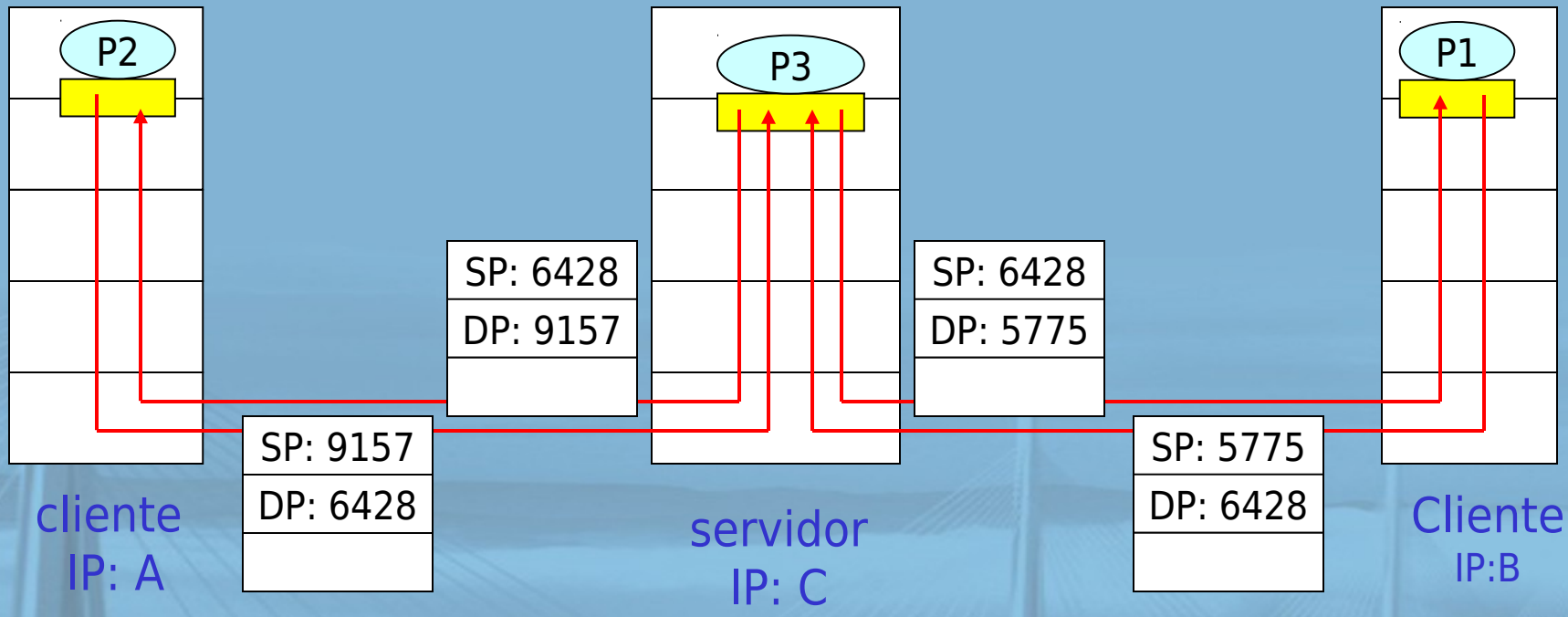
```
DatagramSocket mySocket1 = new
   DatagramSocket(12534);
DatagramSocket mySocket2 = new
   DatagramSocket(12535);
```

- socket UDP identificado por tupla de dois elementos:

(endereço IP destino, número porta destino)

- quando hospedeiro recebe segmento UDP:
  - verifica número de porta de destino no segmento
  - direciona segmento UDP para socket com esse número de porta
- datagramas IP com diferentes endereços IP de origem e/ou números de porta de origem direcionados para o mesmo socket

```
DatagramSocket serverSocket = new DatagramSocket(6428);
```

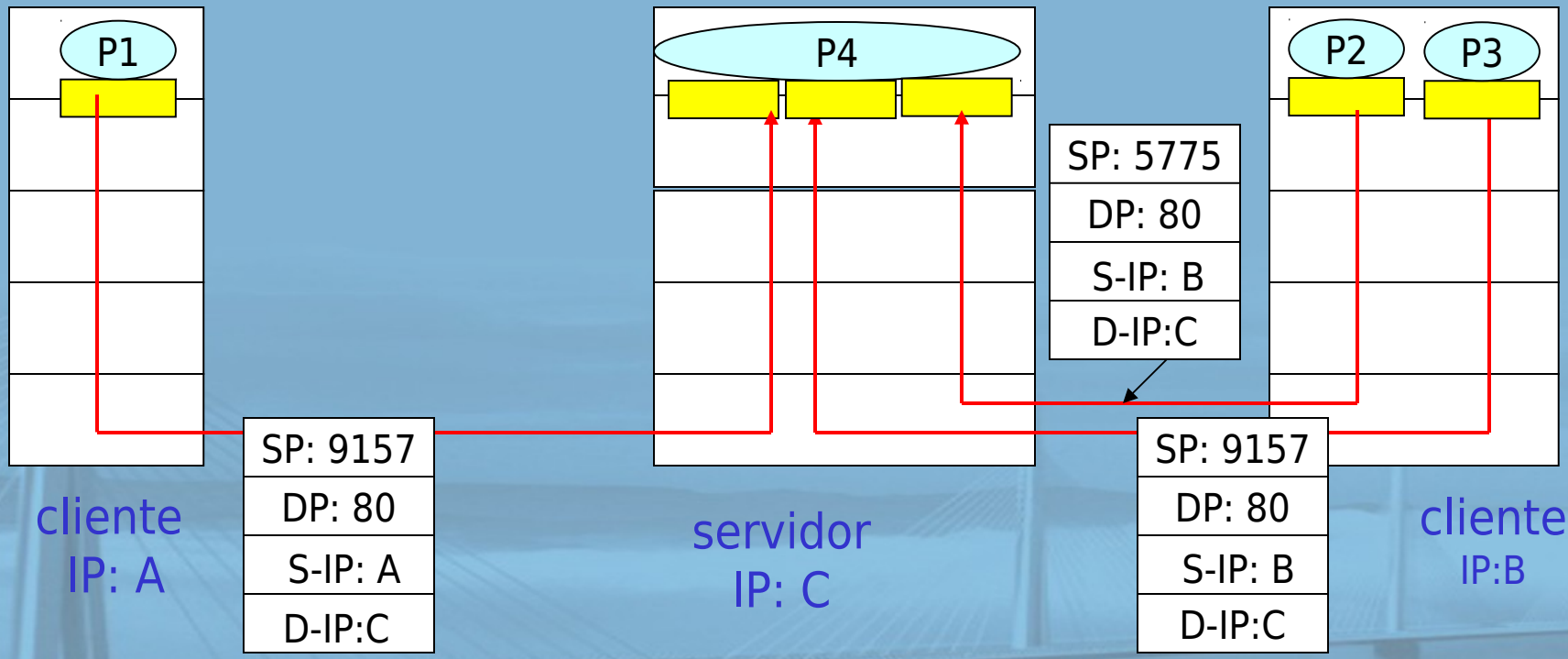


SP oferece “endereço de retorno”

Demultiplexação orientada para conexão

- socket TCP identificado por tupla de 4 elementos:
  - endereço IP de origem
  - número de porta de origem
  - endereço IP de destino
  - número de porta de destino
- hospedeiro destinatário usa todos os quatro valores para direcionar segmento ao socket apropriado
- hospedeiro servidor pode admitir muitos sockets TCP simultâneos:
  - cada socket identificado por sua própria tupla de 4
- servidores Web têm diferentes sockets para cada cliente conectando
  - HTTP não persistente terá diferentes sockets para cada requisição

Demultiplexação orientada para conexão: servidor Web threaded



Capítulo 3: Esboço

REDES DE COMPUTADORES E A INTERNET 5ª edição
Uma Abordagem Top-Down

- 3.1 Serviços da camada de transporte
- 3.2 Multiplexação e demultiplexação
- 3.3 Transporte não orientado para conexão: UDP
- 3.4 Princípios da transferência confiável de dados
- 3.5 Transporte orientado para conexão: TCP
  - estrutura de segmento
  - transferência confiável de dados
  - controle de fluxo
  - gerenciamento da conexão
- 3.6 Princípios de controle de congestionamento
- 3.7 Controle de congestionamento no TCP

UDP: User Datagram Protocol [RFC 768]

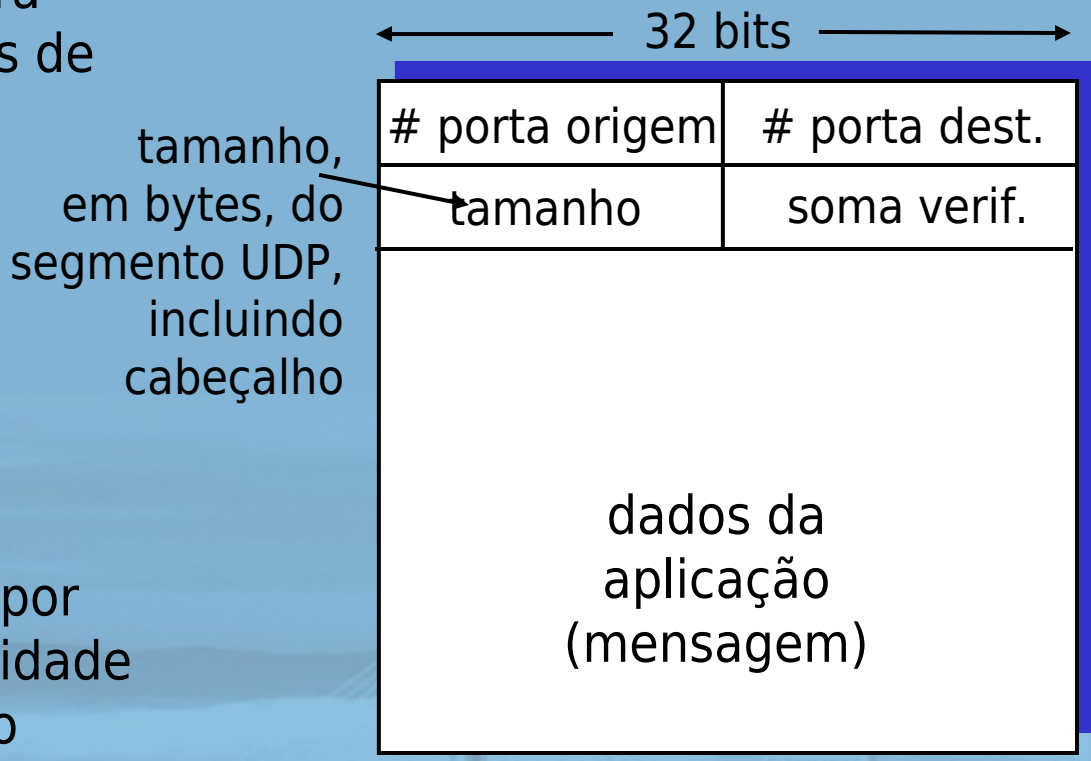
- protocolo de transporte da Internet "sem luxo", básico
- serviço de "melhor esforço", segmentos UDP podem ser:
  - perdidos
  - entregues à aplicação fora da ordem
- *sem conexão:*
  - sem handshaking entre remetente e destinatário UDP
  - cada segmento UDP tratado independente dos outros

Por que existe um UDP?

- sem estabelecimento de conexão (que pode gerar atraso)
- simples: sem estado de conexão no remetente, destinatário
- cabeçalho de segmento pequeno
- sem controle de congestionamento: UDP pode transmitir o mais rápido possível

UDP: mais

- normalmente usado para streaming de aplicações de multimídia
  - tolerante a perdas
  - sensível à taxa
- outros usos do UDP
  - DNS
  - SNMP
- transferência confiável por UDP: aumenta confiabilidade na camada de aplicação
  - recuperação de erro específica da aplicação!



formato de segmento UDP

Soma de verificação UDP

objetivo: detectar "erros" (p. e., bits invertidos) no segmento transmitido

remetente:

- trata conteúdo de segmento como sequência de inteiros de 16 bits
- soma de verificação (*checksum*): adição (soma por complemento de 1) do conteúdo do segmento
- remetente coloca valor da soma de verificação no campo de soma de verificação UDP

destinatário:

- calcula soma de verificação do segmento recebido
- verifica se soma de verificação calculada igual ao valor do campo de soma de verificação:
  - NÃO – erro detectado
  - SIM – nenhum erro detectado.

Exemplo de soma de verificação da Internet

- nota
  - Ao somar números, um carryout do bit mais significativo precisa ser somado ao resultado
- exemplo: somar dois inteiros de 16 bits

		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**
vai-um final	**1**																
retorna		**1**	**0**	**1**	**1**	**1**	**0**	**1**	**1**	**1**	**0**	**1**	**1**	**1**	**0**	**1**	**1**
soma		**1**	**0**	**1**	**1**	**1**	**0**	**1**	**1**	**1**	**0**	**1**	**1**	**1**	**1**	**0**	**0**
soma de verificação		**0**	**1**	**0**	**0**	**0**	**1**	**0**	**0**	**0**	**1**	**0**	**0**	**0**	**0**	**1**	**1**

Capítulo 3: Esboço

REDES DE COMPUTADORES E A INTERNET 5ª edição
Uma Abordagem Top-Down

- 3.1 Serviços da camada de transporte
- 3.2 Multiplexação e demultiplexação
- 3.3 Transporte não orientado para conexão: UDP
- 3.4 Princípios da transferência confiável de dados
- 3.5 Transporte orientado para conexão: TCP
  - estrutura de segmento
  - transferência confiável de dados
  - controle de fluxo
  - gerenciamento da conexão
- 3.6 Princípios de controle de congestionamento
- 3.7 Controle de congestionamento no TCP

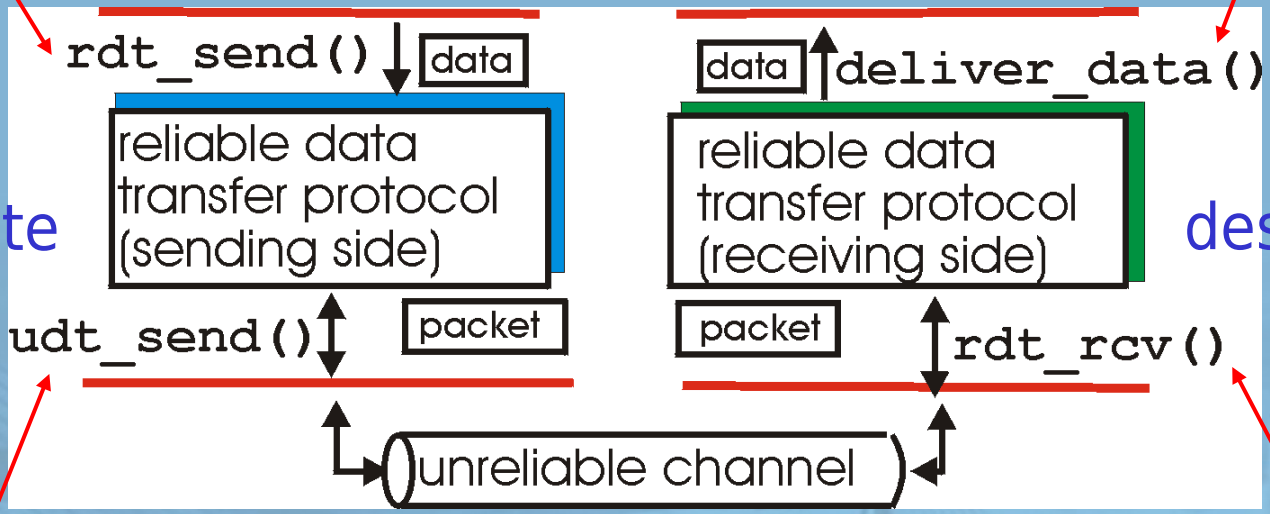
Princípios de transferência confiável de dados

- importante nas camadas de aplicação, transporte e enlace
- um dos mais importantes tópicos de redes!
- características do canal confiável determinarão complexidade do protocolo de transferência confiável (rdt-reliable data transfer)

Transferência confiável de dados: introdução

rdt_send(): chamado de cima, (p. e., pela apl.). Dados passados para remeter à camada superior do destinatário

deliver_data(): chamado pela **rdt** para remeter dados para cima



lado remetente

lado destinatário

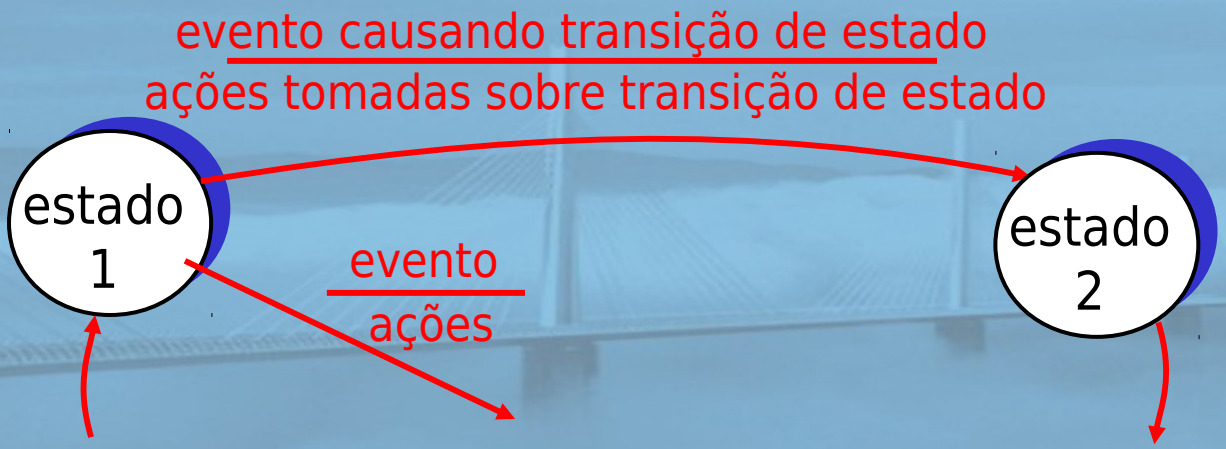
udt_send(): chamado pela rdt, para transferir pacote por canal não confiável ao destinatário

rdt_rcv(): chamado quando pacote chega no lado destinatário do canal

vamos:

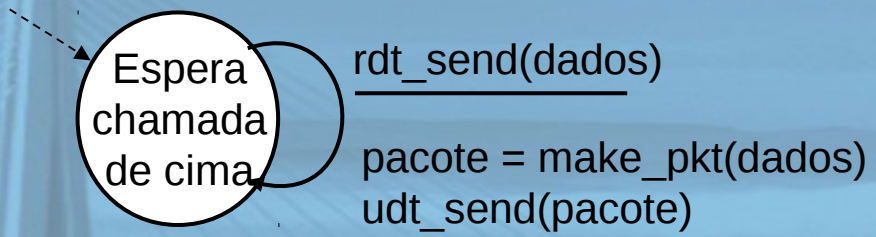
- desenvolver de forma incremental os lados remetente e destinatário do protocolo de transferência confiável de dados (rdt)
- considerar apenas a transf. de dados unidirecional
  - mas informações de controle fluirão nas duas direções!
- usar máquinas de estado finito (FSM) para especificar remetente, destinatário

estado: quando neste "estado", próximo estado determinado exclusivamente pelo próximo evento

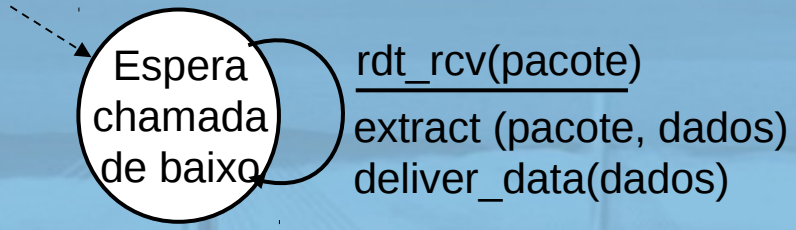


Rdt1.0: transferência confiável por canal confiável

- canal subjacente perfeitamente confiável
  - sem erros de bit
  - sem perda de pacotes
- FSMs separadas para remetente e destinatário:
  - remetente envia dados para canal subjacente
  - destinatário lê dados do canal subjacente



remetente

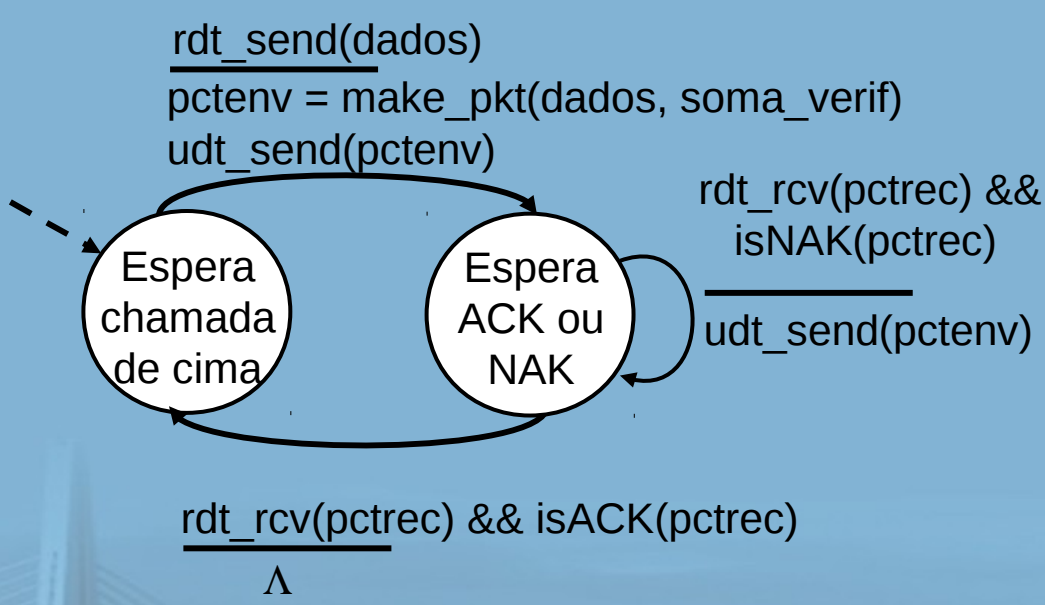


destinatário

Rdt2.0: canal com erros de bit

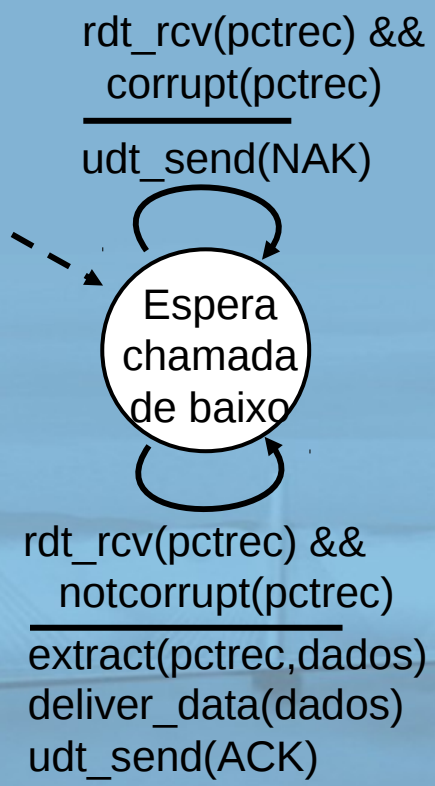
- canal subjacente pode inverter bits no pacote
  - soma de verificação para detectar erros de bit
- *a* questão: como recuperar-se dos erros:
  - *reconhecimentos (ACKs):* destinatário diz explicitamente ao remetente que o pacote foi recebido OK
  - *reconhecimentos negativas (NAKs):* destinatário diz explicitamente ao remetente que o pacote teve erros
  - remetente retransmite pacote ao receber NAK
- novos mecanismos no **`rdt2.0`** (além do **`rdt1.0`**):
  - detecção de erro
  - feedback do destinatário: msgs de controle (ACK,NAK) destinatário->remetente

rdt2.0: especificação da FSM

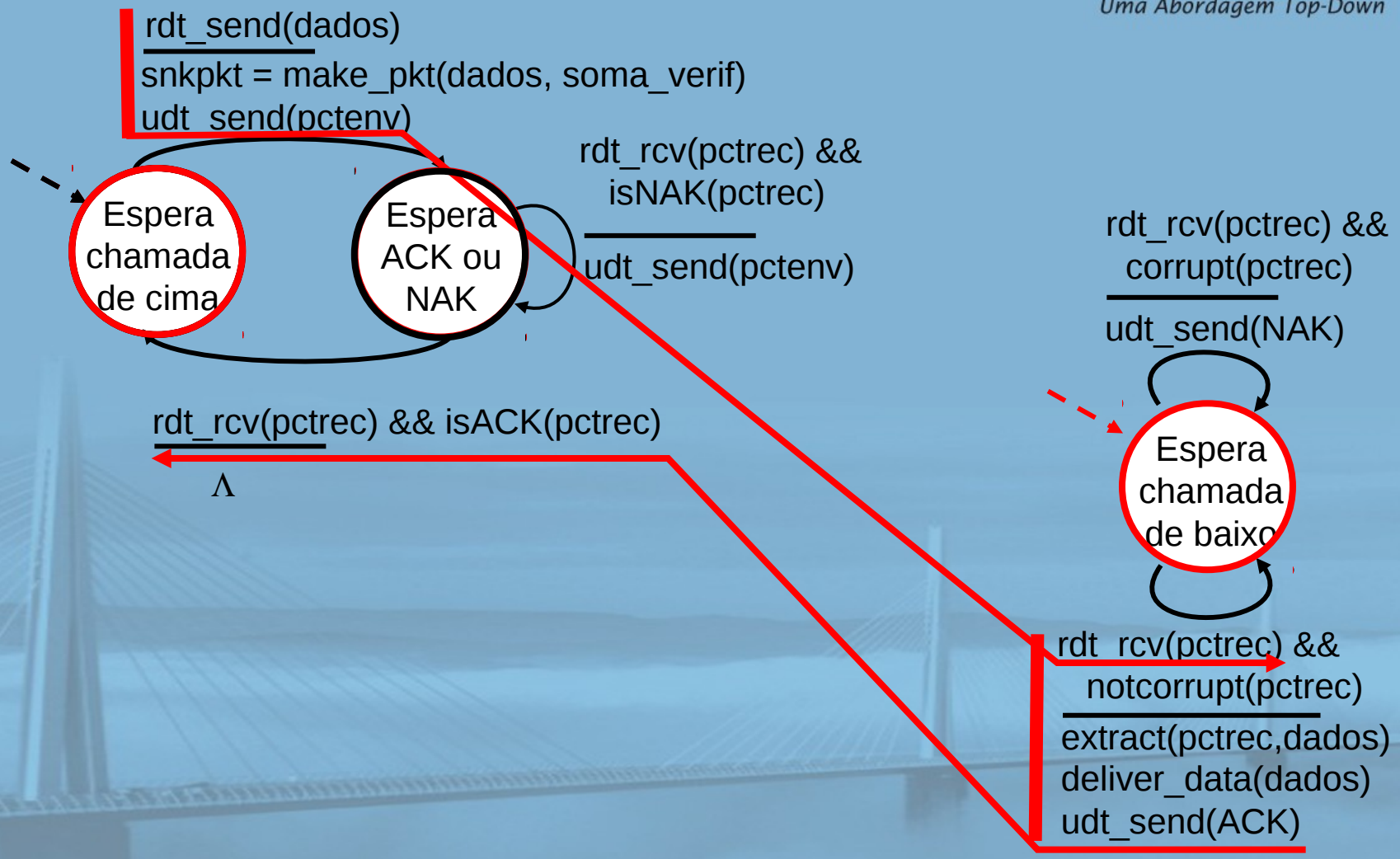


remetente

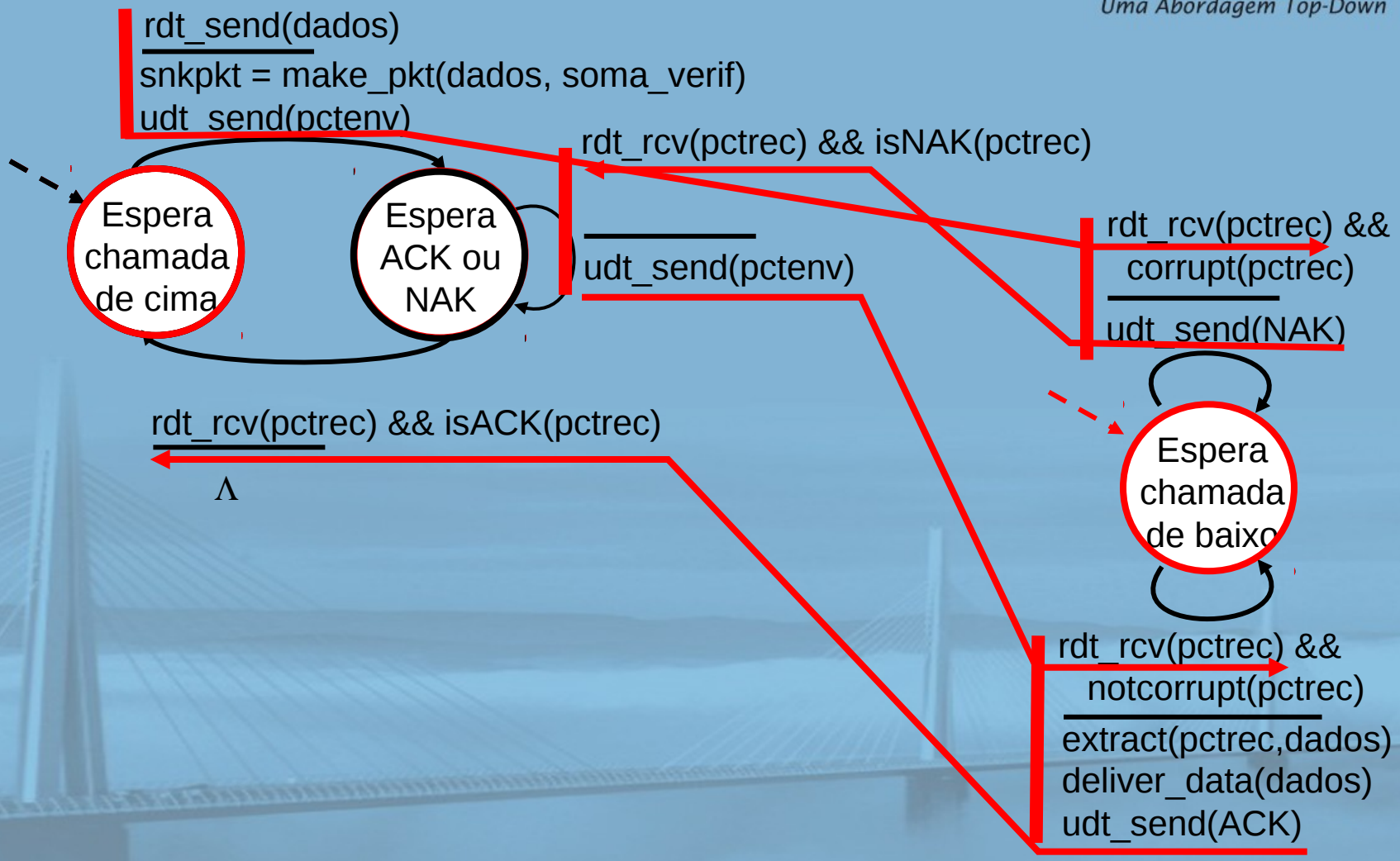
destinatário



rdt2.0: operação sem erros



rdt2.0: cenário de erro



rdt2.0 tem uma falha fatal!

O que acontece se ACK/NAK for corrompido?

- remetente não sabe o que aconteceu no destinatário!
- não pode simplesmente retransmitir: possível duplicação

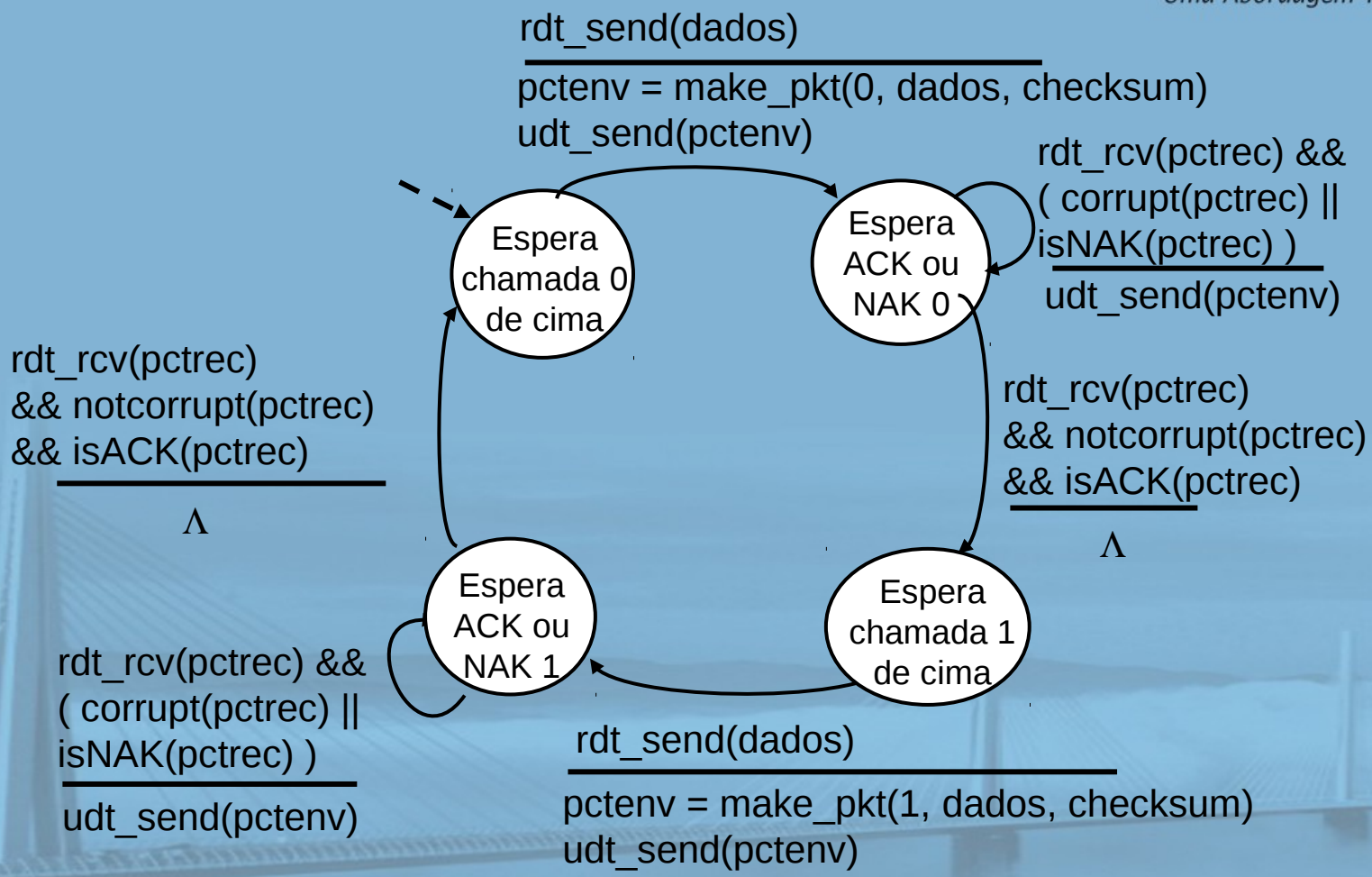
tratando de duplicatas:

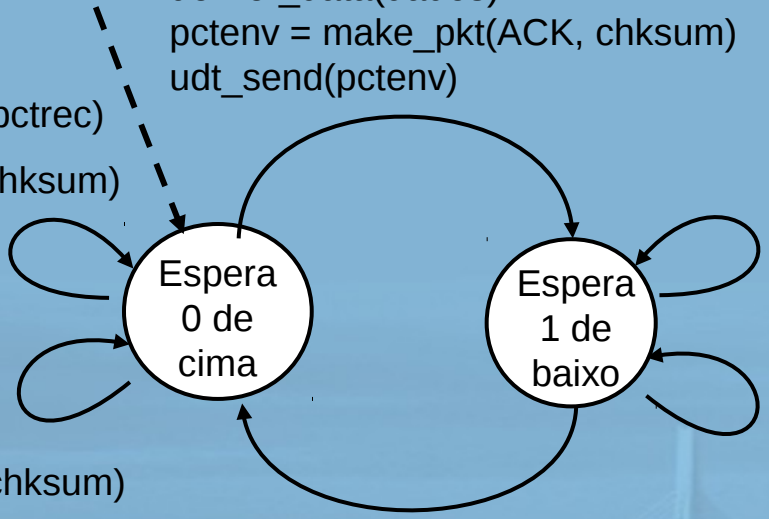
- remetente retransmite pacote atual se ACK/NAK corrompido
- remetente acrescenta *número de sequência* a cada pacote
- destinatário descarta (não sobe) pacote duplicado

pare e espere

remetente envia um pacote, depois espera resposta do destinatário

rdt2.1: remetente trata de ACK/NAKs corrompidos





rdt_rcv(pctrec) && notcorrupt(pctrec)
&& has_seq0(pctrec)

extract(pctrec,dados)
deliver_data(dados)
pctenv = make_pkt(ACK, chksum)
udt_send(pctenv)

rdt_rcv(pctrec) && corrupt(pctrec)

pctenv = make_pkt(NAK, chksum)
udt_send(pctenv)

rdt_rcv(pctrec) &&
not corrupt(pctrec) &&
has_seq1(pctrec)

pctenv = make_pkt(ACK, chksum)
udt_send(pctenv)

rdt_rcv(pctrec) && corrupt(pctrec)

pctenv = make_pkt(NAK, chksum)
udt_send(pctenv)

rdt_rcv(pctrec) &&
not corrupt(pctrec) &&
has_seq0(pctrec)

pctenv = make_pkt(ACK, chksum)
udt_send(pctenv)

rdt_rcv(pctrec) && notcorrupt(pctrec)
&& has_seq1(pctrec)

extract(pctrec,dados)
deliver_data(dados)
pctenv = make_pkt(ACK, chksum)
udt_send(pctenv)

rdt2.1: discussão

remetente:

- # seq acrescentado ao pkt
- dois #s seq. (0,1) bastarão. Por quê?
- deve verificar se ACK/NAK recebido foi corrompido
- o dobro de estados
  - estado de "lembrar" se pacote "atual" tem # seq. 0 ou 1

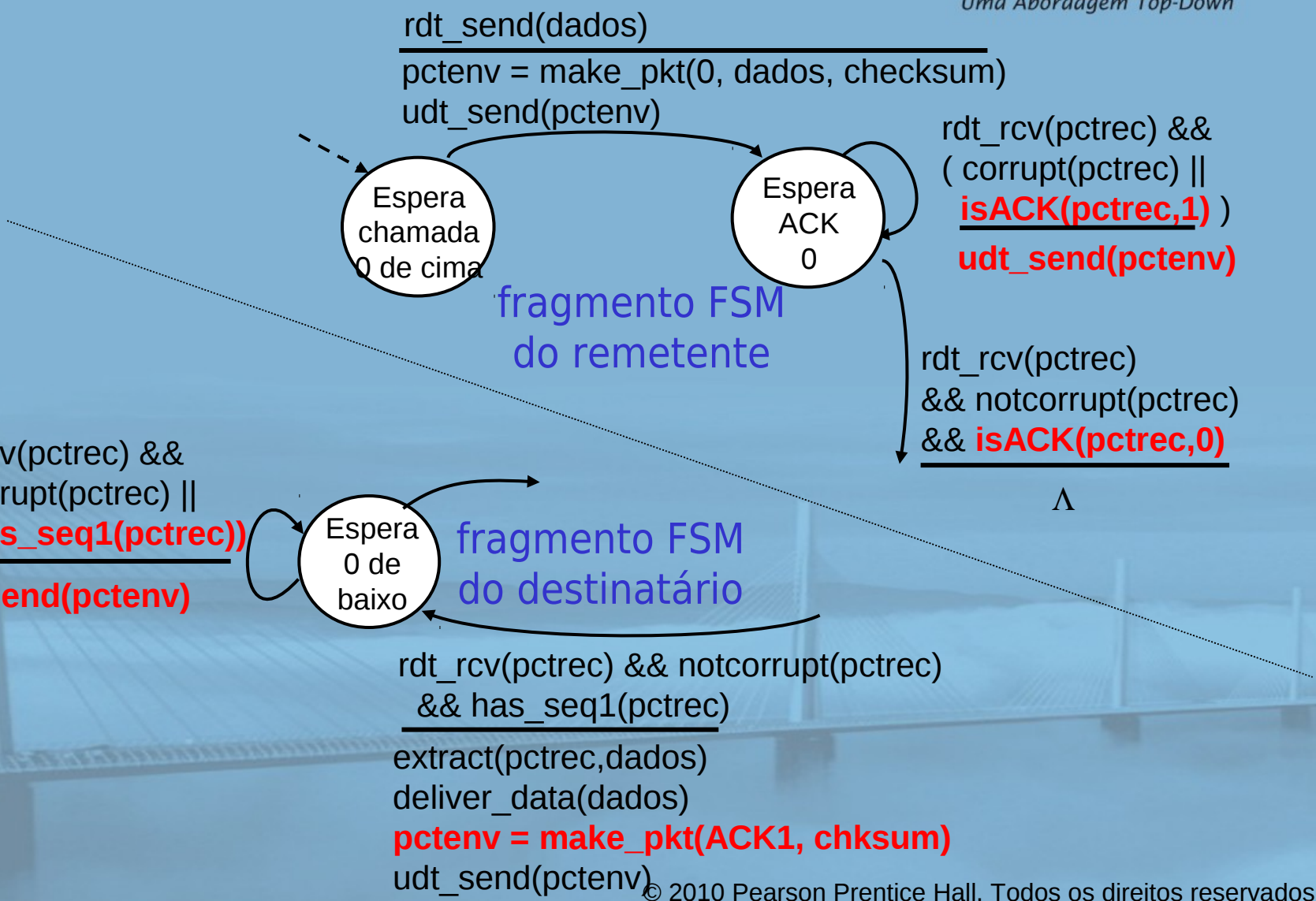
destinatário:

- deve verificar se pacote recebido está duplicado
  - estado indica se 0 ou 1 é # seq. esperado do pacote
- nota: destinatário *não* sabe se seu último ACK/NAK foi recebido OK no remetente

rdt2.2: um protocolo sem NAK

- mesma funcionalidade de rdt2.1, usando apenas ACKs
- em vez de NAK, destinatário envia ACK para último pacote recebido OK
  - destinatário precisa incluir *explicitamente* # seq. do pacote sendo reconhecido com ACK
- ACK duplicado no remetente resulta na mesma ação de NAK: *retransmitir pacote atual*

rdt2.2: fragmentos do remetente, destinatário



rdt3.0: canais com erros e perda

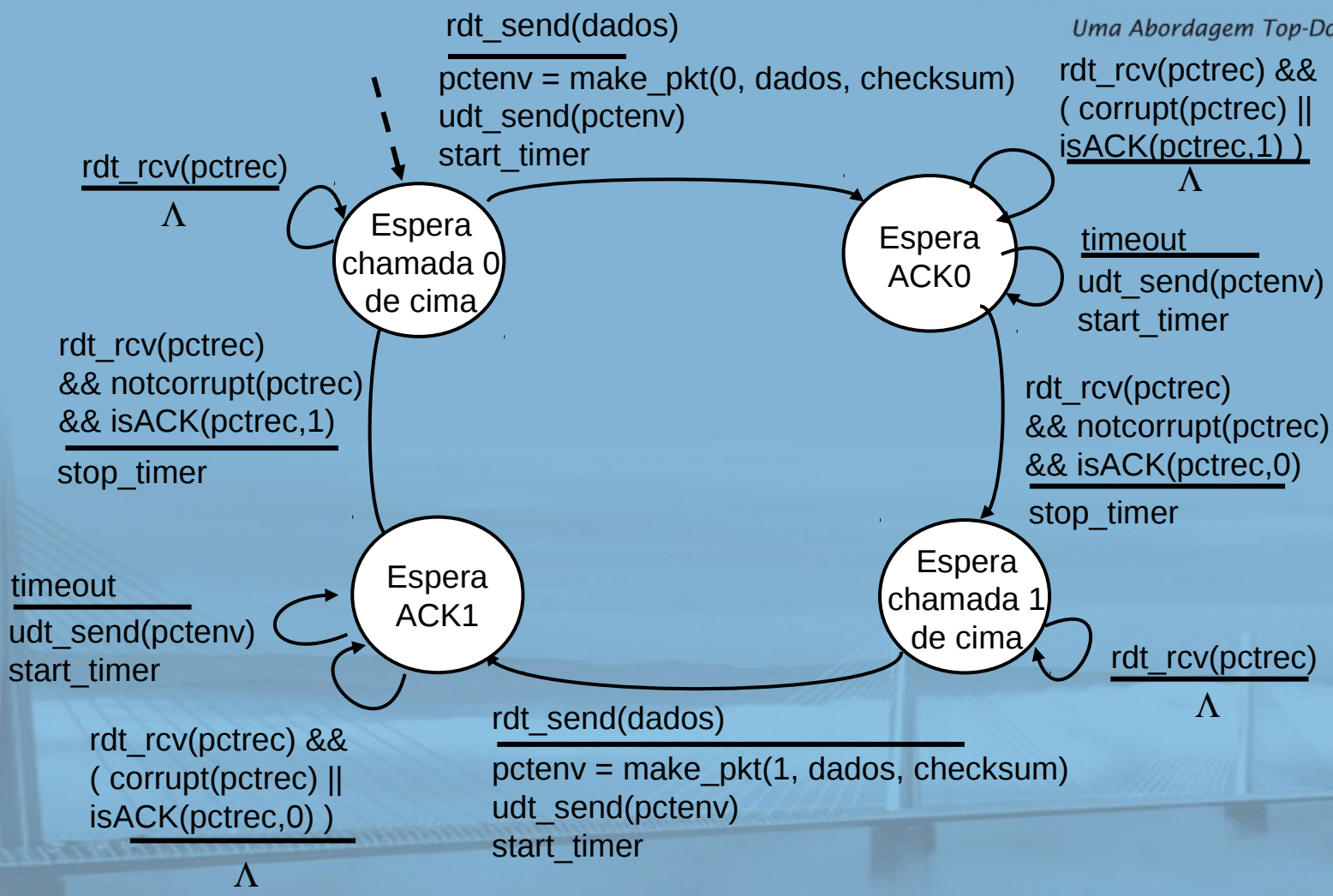
nova suposição: canal subjacente também pode perder pacotes (dados ou ACKs)

- soma de verificação, # seq., ACKs, retransmissões serão úteis, mas não suficientes

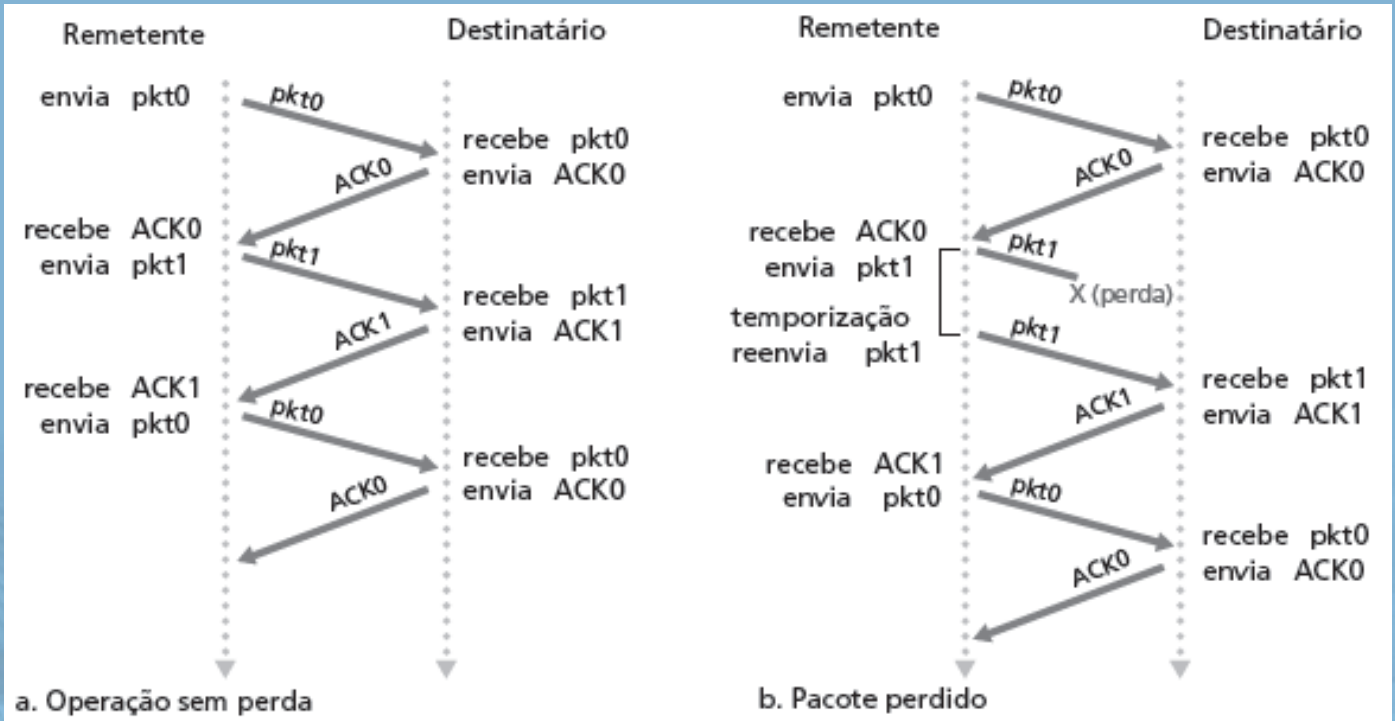
técnica: remetente espera quantidade "razoável" de tempo por ACK

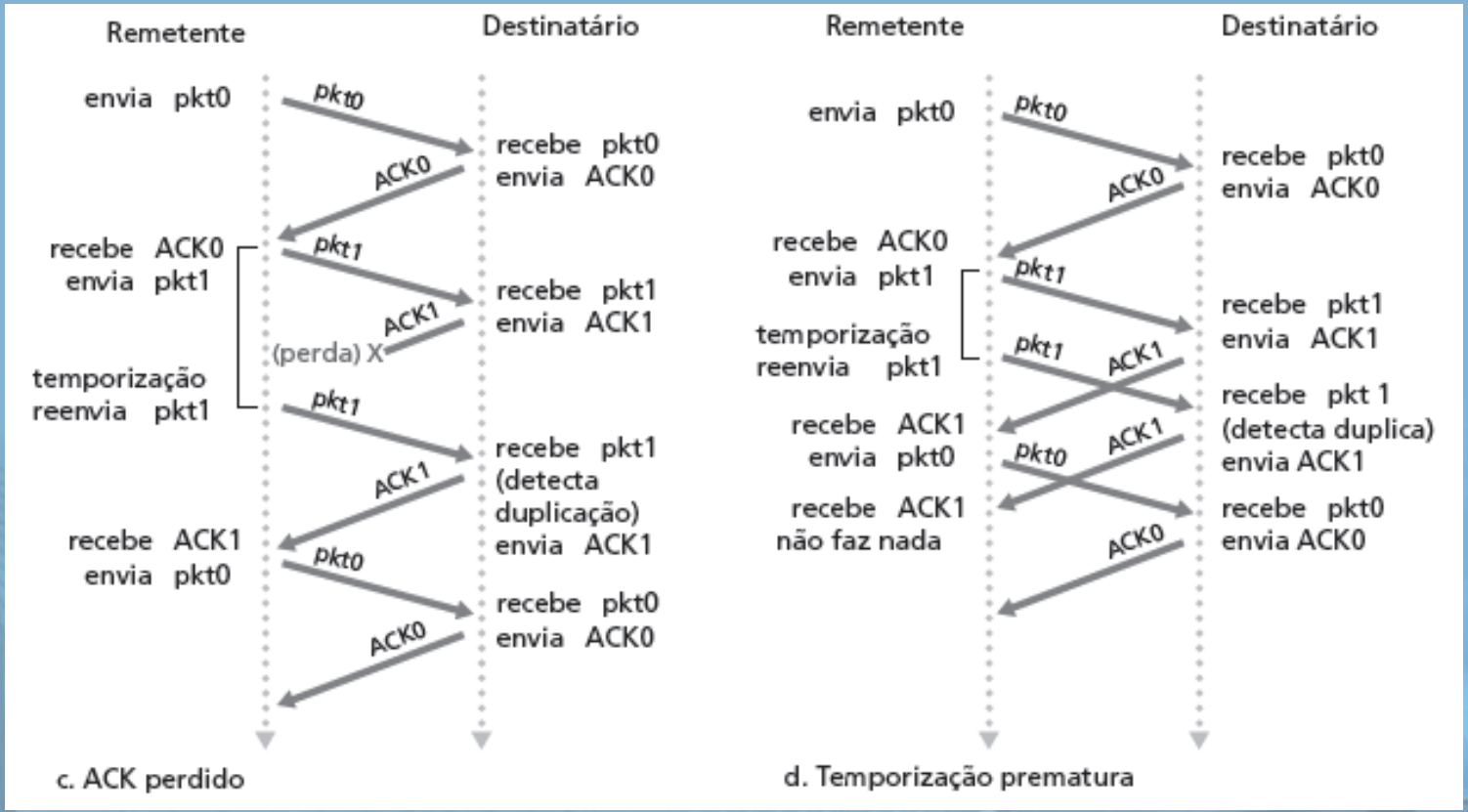
- retransmite se não chegar ACK nesse tempo
- se pct (ou ACK) simplesmente atrasado (não perdido):
  - retransmissão será duplicada, mas os #s de seq. já cuidam disso
  - destinatário deve especificar # seq. do pacote sendo reconhecido com ACK
- requer contador regressivo

remetente rdt3.0



rdt3.0 em ação





Desempenho do rdt3.0

- rdt3.0 funciona, mas com desempenho ruim
- ex.: enlace 1 Gbps, 15 ms atraso, pacote 8000 bits:

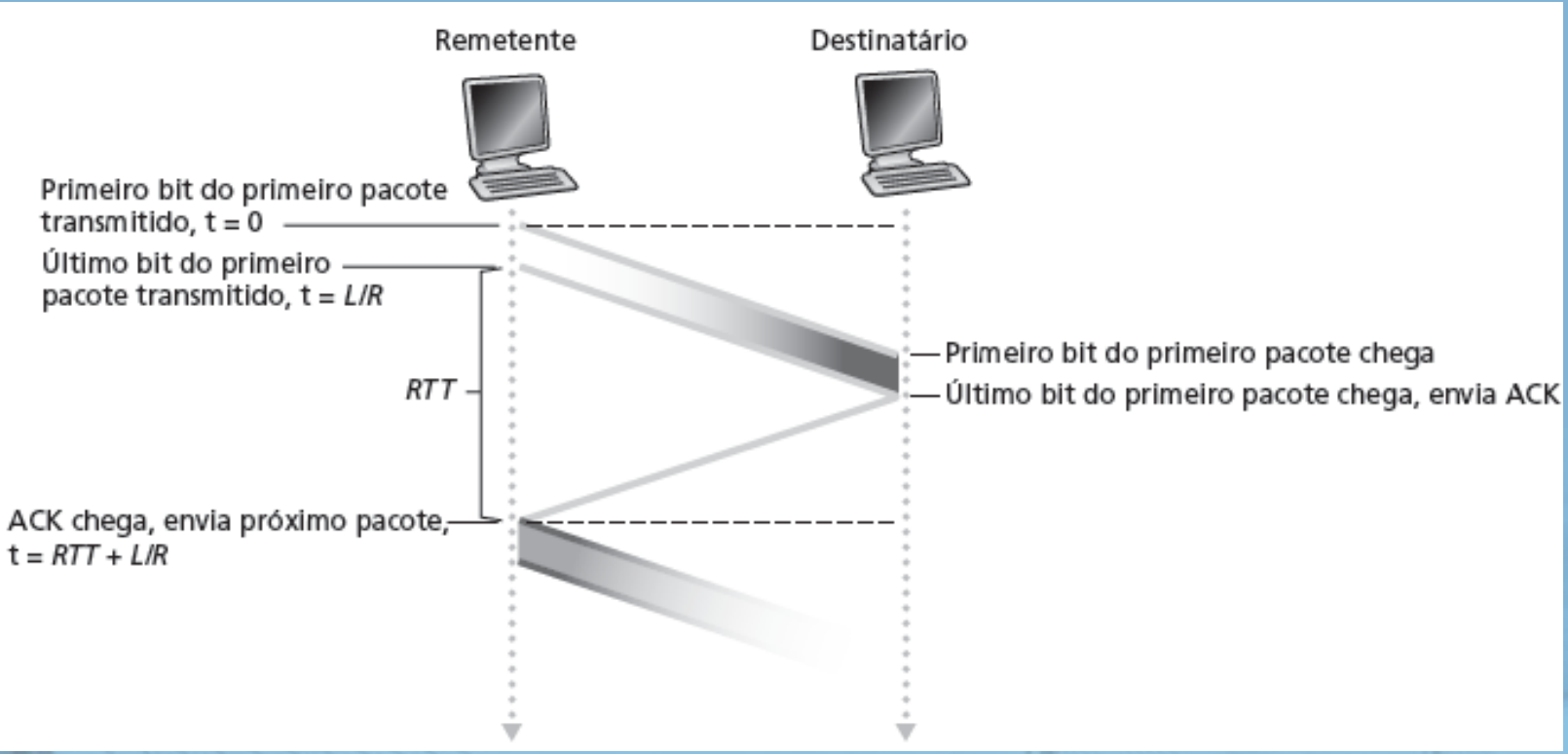
$$d_{trans} = \frac{L}{R} = \frac{8000\,\text{bits}}{10^9\,\text{bps}} = 8\,\mu s$$

  - U $_{remet}$: utilização – fração do tempo remet. ocupado enviando

$$U_{remet} = \frac{L/R}{RTT + L/R} = \frac{0{,}008}{30{,}008} = 0{,}00027$$

  - Pct. 8Kb cada 30,008ms → 270Kbps
  - protocolo de rede limita uso de recursos físicos!

rdt3.0: operação pare e espere

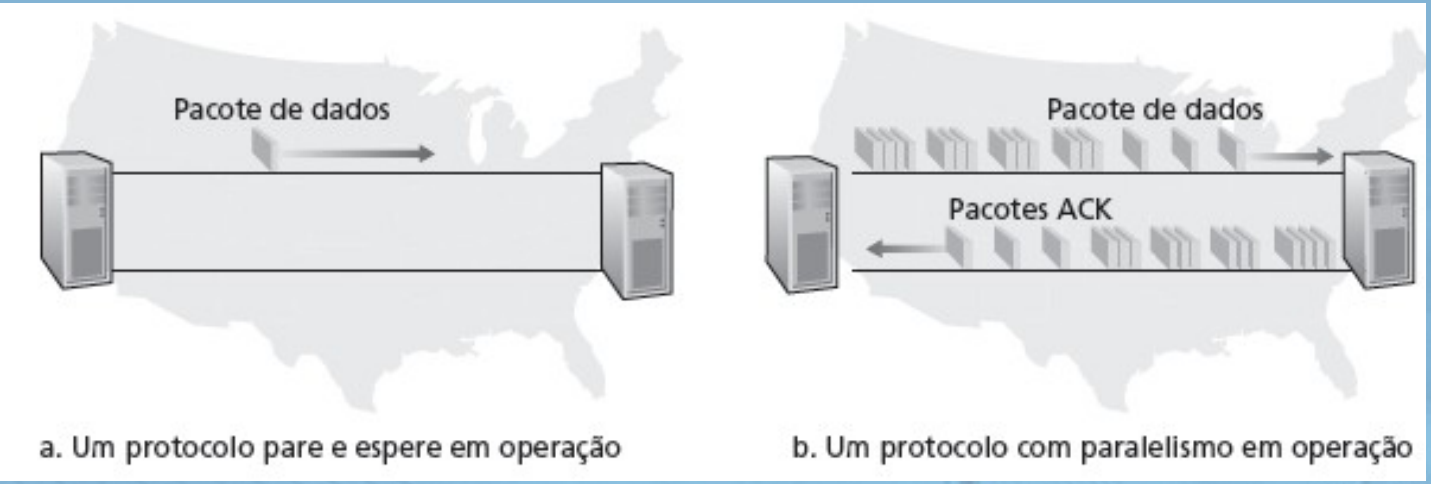


$$U_{remet} = \frac{L/R}{RTT + L/R} = \frac{0{,}008}{30{,}008} = 0{,}00027$$

Protocolos com paralelismo

paralelismo: remetente permite múltiplos pacotes "no ar", ainda a serem reconhecidos

- intervalo de números de sequência deve ser aumentado
- buffering no remetente e/ou destinatário

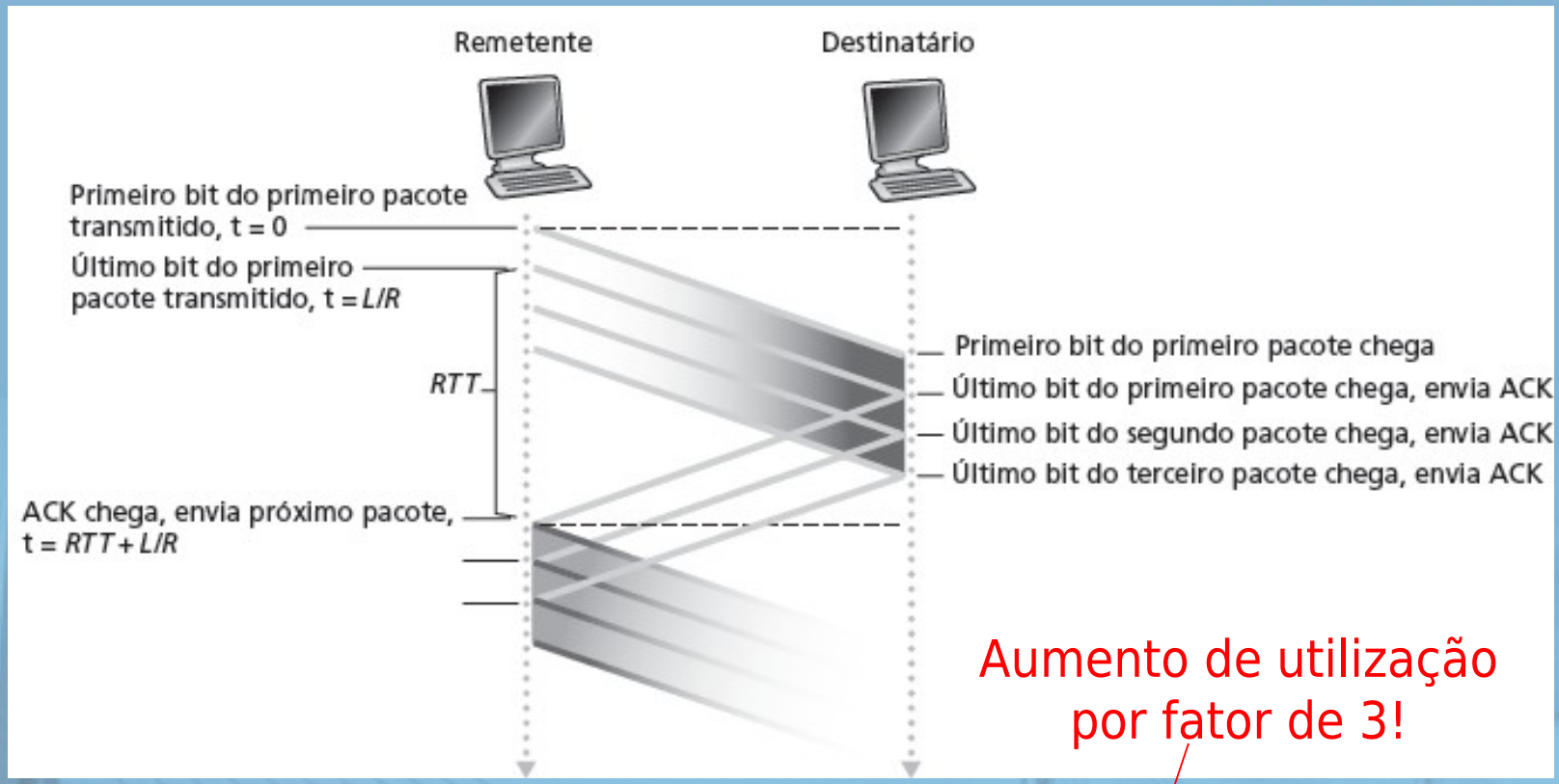


a. Um protocolo pare e espere em operação

b. Um protocolo com paralelismo em operação

- duas formas genéricas de protocolo com paralelismo: *Go-Back-N, repetição seletiva*

Paralelismo: utilização aumentada



Aumento de utilização por fator de 3!

$$U_{remet} = \frac{3 \times L/R}{RTT + L/R} = \frac{0{,}024}{30{,}008} = 0{,}0008$$

Protocolos com paralelismo

Go-back-N: visão geral

- *remetente:* até N pacotes não reconhecidos na pipeline
- *destinatário:* só envia ACKs cumulativos
  - não envia pct ACK se houver uma lacuna
- *remetente:* tem temporizador para pct sem ACK mais antigo
  - se o temporizador expirar: retransmite todos os pacotes sem ACK

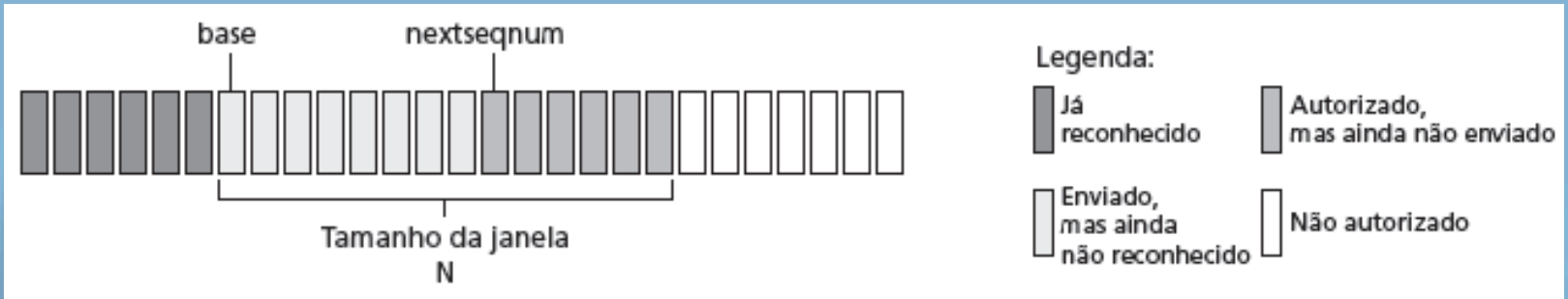
Repetição seletiva: visão geral

- *remetente:* até N pacotes não reconhecidos na pipeline
- *destinatário:* reconhece (ACK) pacotes individuais
- *remetente:* mantém temporizador para cada pct sem ACK
  - se o temporizador expirar: retransmite apenas o pacote sem ACK

Go-Back-N

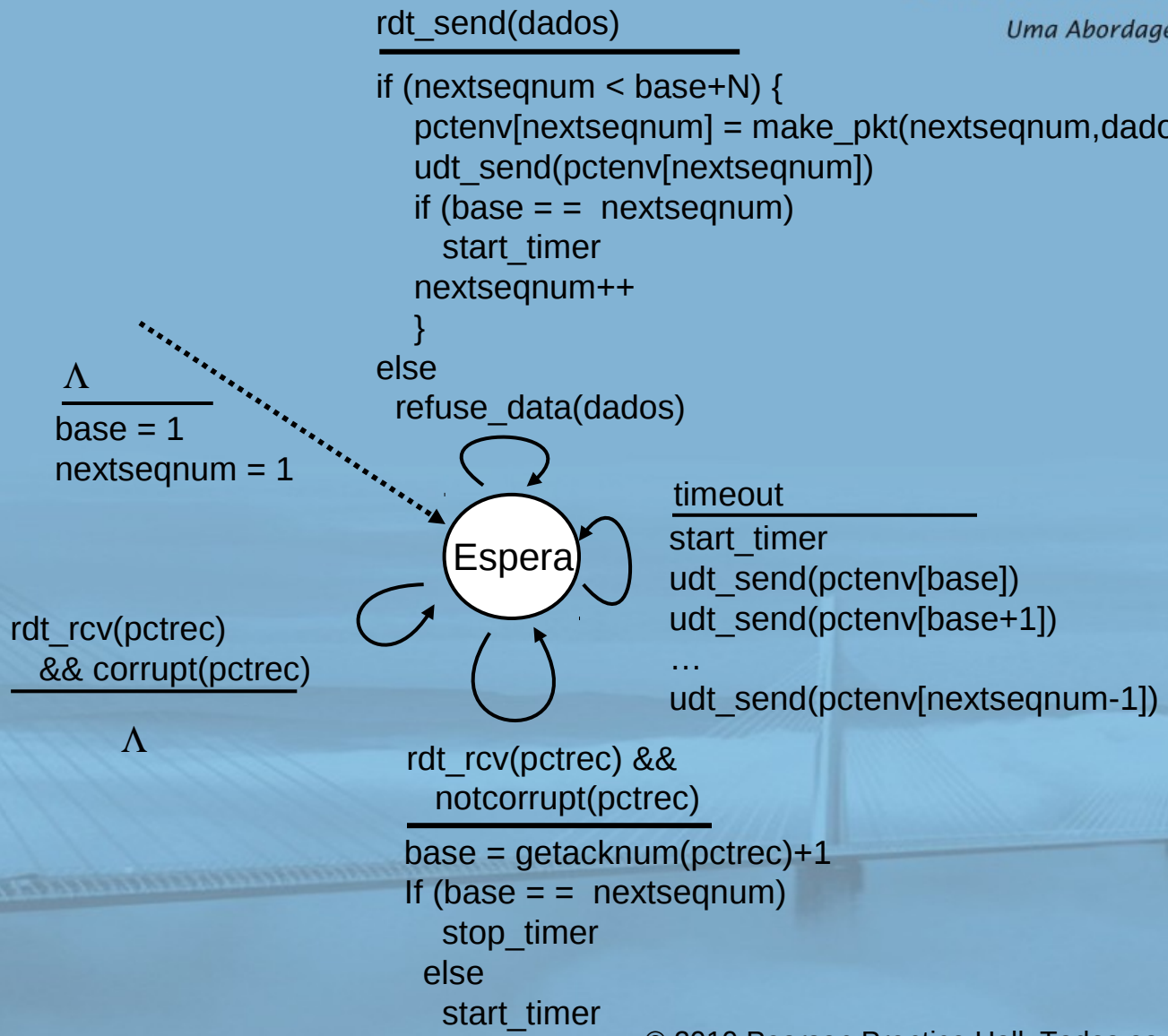
remetente:

- # seq. de k bits no cabeçalho do pacote
- "janela" de até N pcts consecutivos sem ACK permitidos

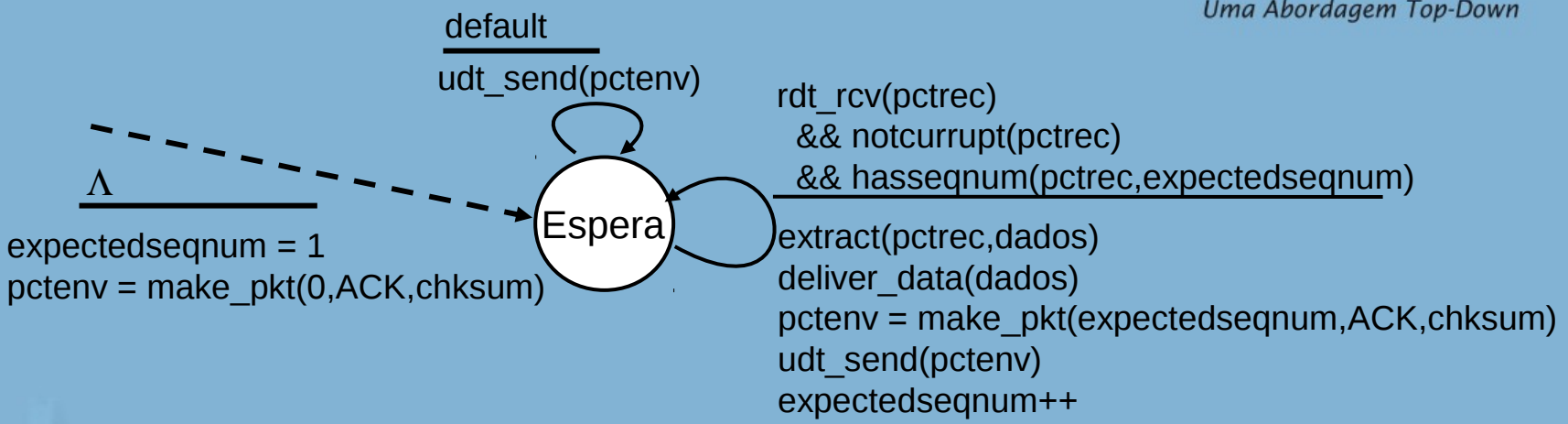


- ACK(n): ACK de todos pcts até inclusive # seq. n – "ACK cumulativo"
  - pode receber ACKs duplicados (ver destinatário)
- temporizador para o pacote mais antigo no ar
- *timeout(n):* retransmite pct n e todos pcts com # seq. mais alto na janela

GBN: FSM estendido no remetente



GBN: FSM estendido no destinatário

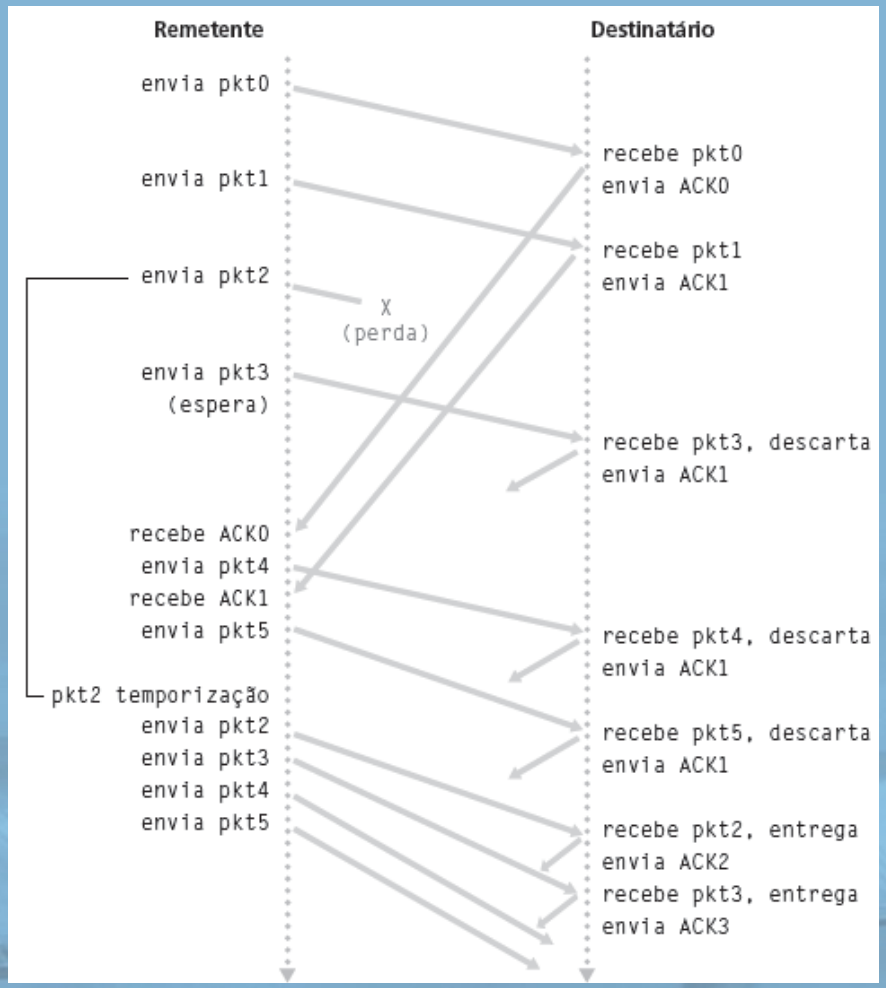


apenas ACK: sempre envia ACK para pct recebido corretamente com # seq. mais alto *em ordem*

- pode gerar ACKs duplicados
- só precisa se lembrar de **`expectedseqnum`**

- pacote fora de ordem:
  - descarta (não mantém em buffer) -> sem buffering no destinatário!
  - reenvia ACK do pct com # seq. mais alto em ordem

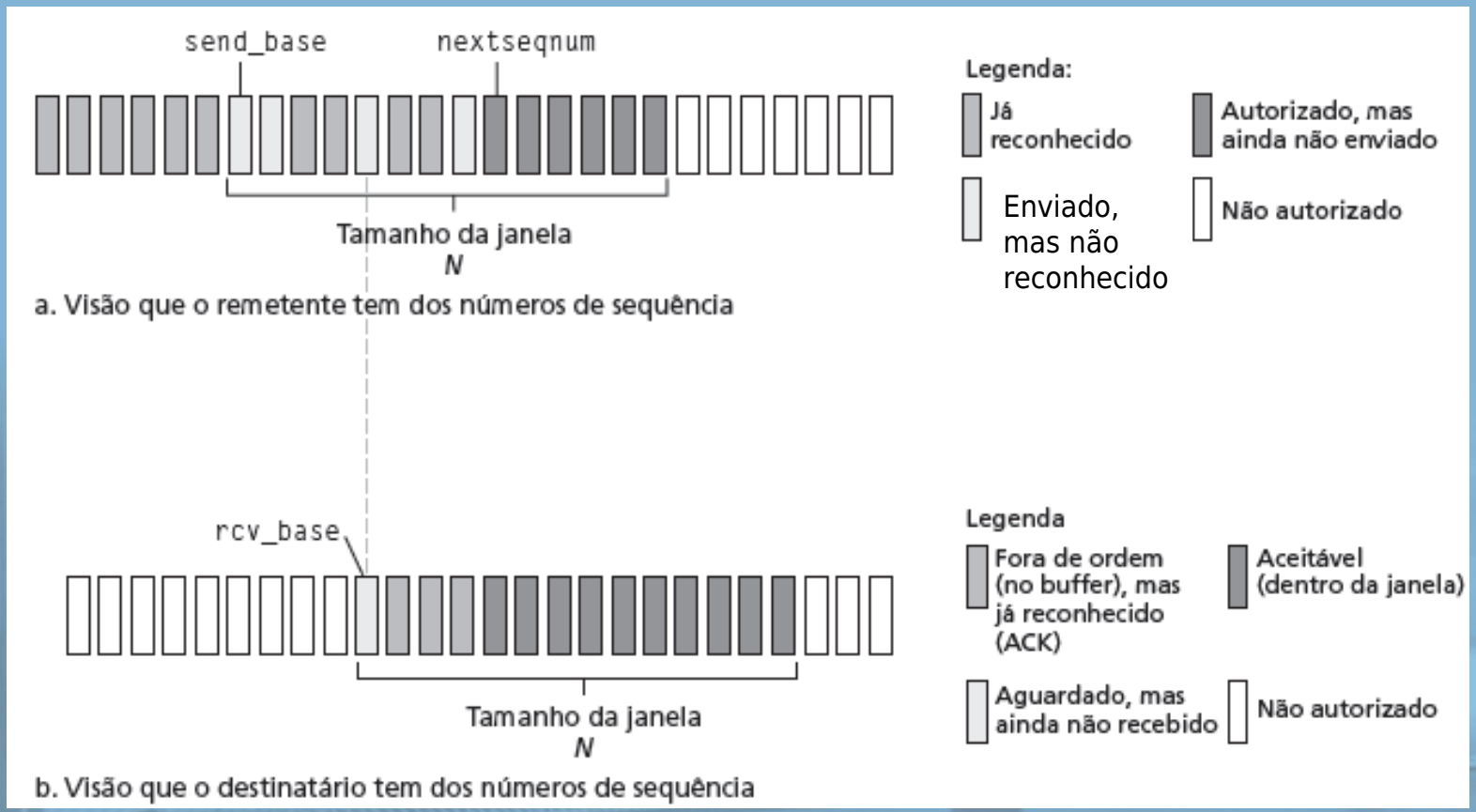
GBN em operação



Repetição seletiva

- destinatário reconhece *individualmente* todos os pacotes recebidos de modo correto
  - mantém pcts em buffer, se for preciso, para eventual remessa em ordem para a camada superior
- remetente só reenvia pcts para os quais o ACK não foi recebido
  - temporizador no remetente para cada pct sem ACK
- janela do remetente
  - N # seq. consecutivos
  - novamente limita #s seq. de pcts enviados, sem ACK

Repetição seletiva: janelas de remetente, destinatário



Repetição seletiva

remetente

dados de cima:

- se próx. # seq. disponível na janela, envia pct

timeout(n):

- reenvia pct n, reinicia temporizador

ACK(n) em [sendbase,sendbase+N]:

- marca pct n como recebido
- se n menor pct com ACK, avança base da janela para próximo # seq. sem ACK

destinatário

pct n em [rcvbase, rcvbase+N-1]

- envia ACK(n)
- fora de ordem: buffer
- em ordem: entrega (também entrega pcts em ordem no buffer), avança janela para próximo pct ainda não recebido

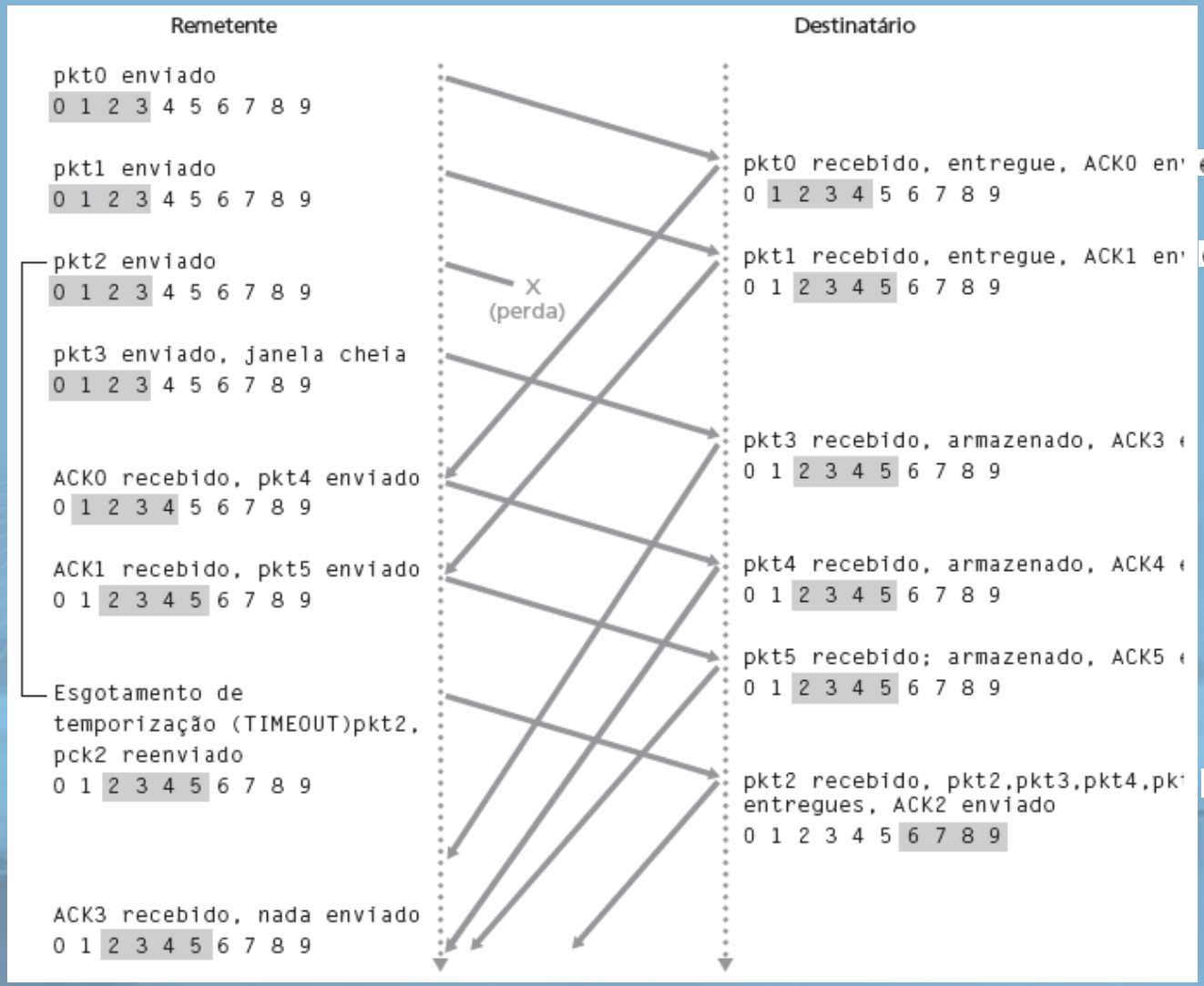
pct n em [rcvbase-N,rcvbase-1]

- ACK(n)

caso contrário:

- ignora

Repetição seletiva em operação



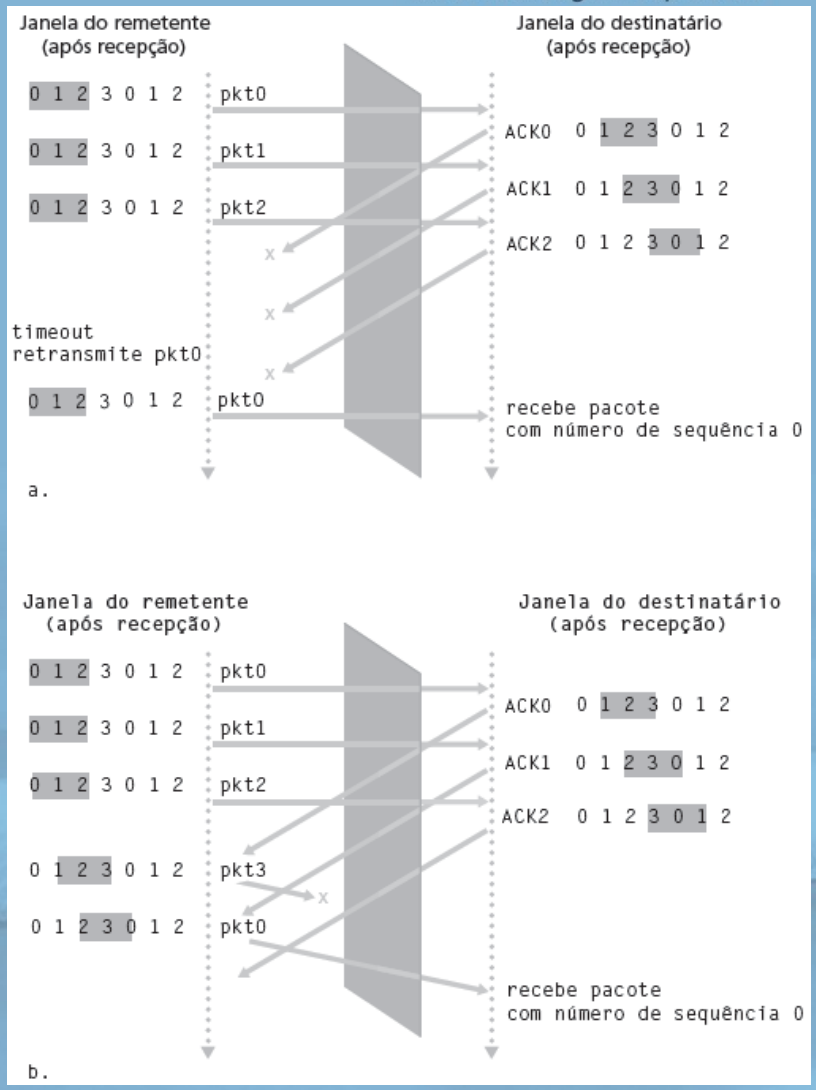
Repetição seletiva: dilema

REDES DE COMPUTADORES E A INTERNET 5ª edição
Uma Abordagem Top-Down

Exemplo:

- # seq.: 0, 1, 2, 3
- tamanho janela = 3
- destinatário não vê diferença nos dois cenários!
- passa incorretamente dados duplicados como novos em (a)

P: Qual o relacionamento entre tamanho do # seq. e tamanho de janela?



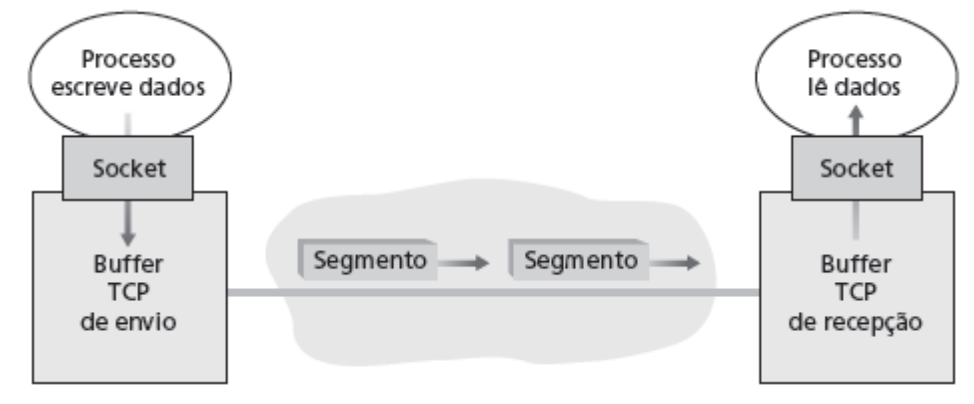
Capítulo 3: Esboço

- 3.1 Serviços da camada de transporte
- 3.2 Multiplexação e demultiplexação
- 3.3 Transporte não orientado para conexão: UDP
- 3.4 Princípios da transferência confiável de dados
- 3.5 Transporte orientado para conexão: TCP
  - estrutura de segmento
  - transferência confiável de dados
  - controle de fluxo
  - gerenciamento da conexão
- 3.6 Princípios de controle de congestionamento
- 3.7 Controle de congestionamento no TCP

TCP: Visão geral

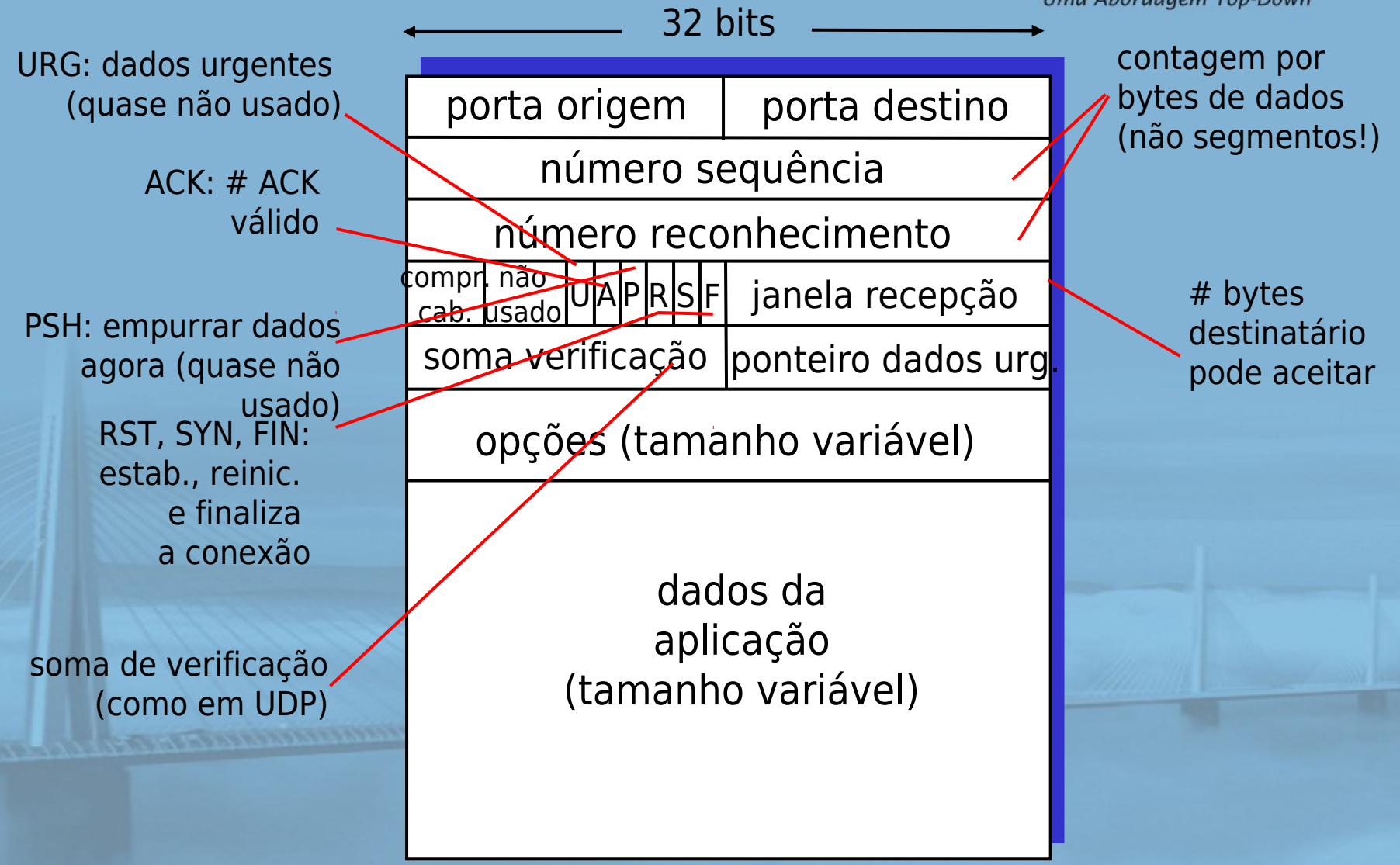
RFCs: 793, 1122, 1323, 2018, 2581

- ponto a ponto:
  - um remetente, um destinatário
- *cadeia de bytes* confiável, em ordem:
  - sem "limites de mensagem"
- paralelismo:
  - congestionamento TCP e controle de fluxo definem tamanho da janela
- *buffers de envio & recepção*



- dados full duplex:
  - dados bidirecionais fluem na mesma conexão
  - MSS: tamanho máximo do segmento
- orientado a conexão:
  - apresentação (troca de msgs de controle) inicia estado do remetente e destinatário antes da troca de dados
- fluxo controlado:
  - remetente não sobrecarrega destinatário

Estrutura do segmento TCP



#s sequência e ACKs do TCP

#'s de sequência:

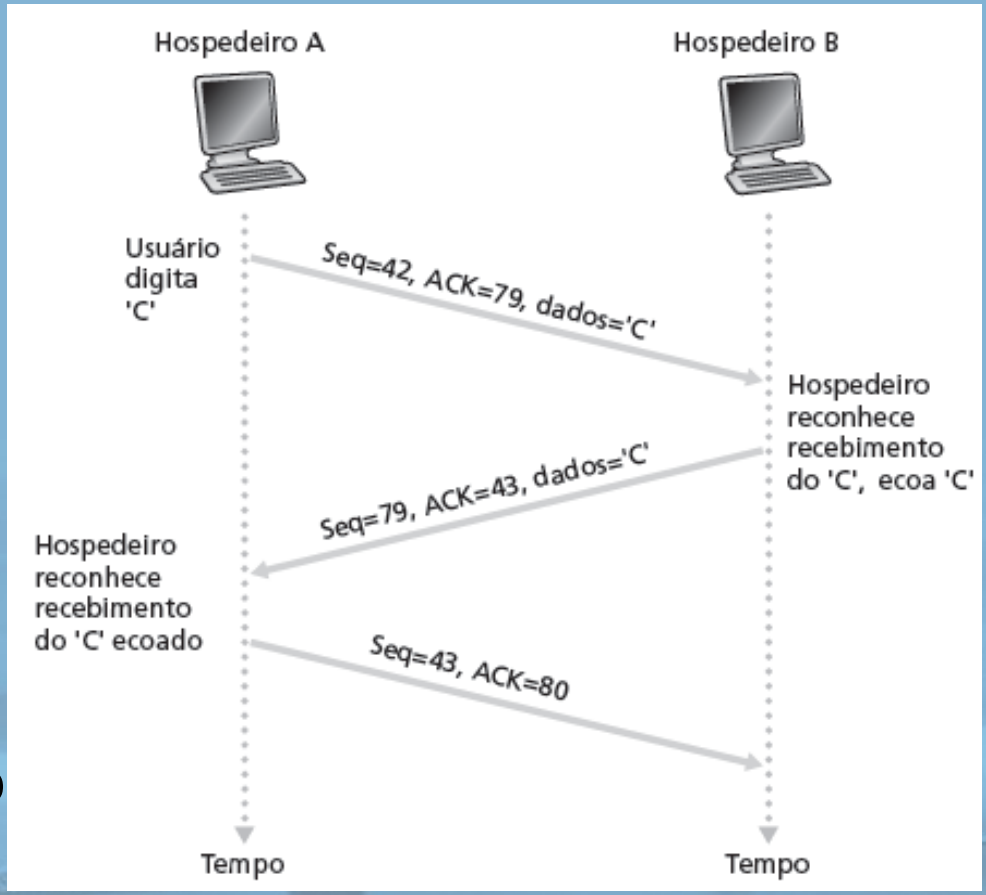
- "número" na cadeia de bytes do 1º byte nos dados do segmento

ACKs:

- # seq do próximo byte esperado do outro lado
- ACK cumulativo

P: como o destinatário trata segmentos fora de ordem

- R: TCP não diz – a critério do implementador



cenário telnet simples

Tempo de ida e volta e *timeout* do TCP

P: Como definir o valor de *timeout* do TCP?

- maior que RTT
  - mas RTT varia
- muito curto: *timeout* prematuro
  - retransmissões desnecessárias
- muito longo: baixa reação a perda de segmento

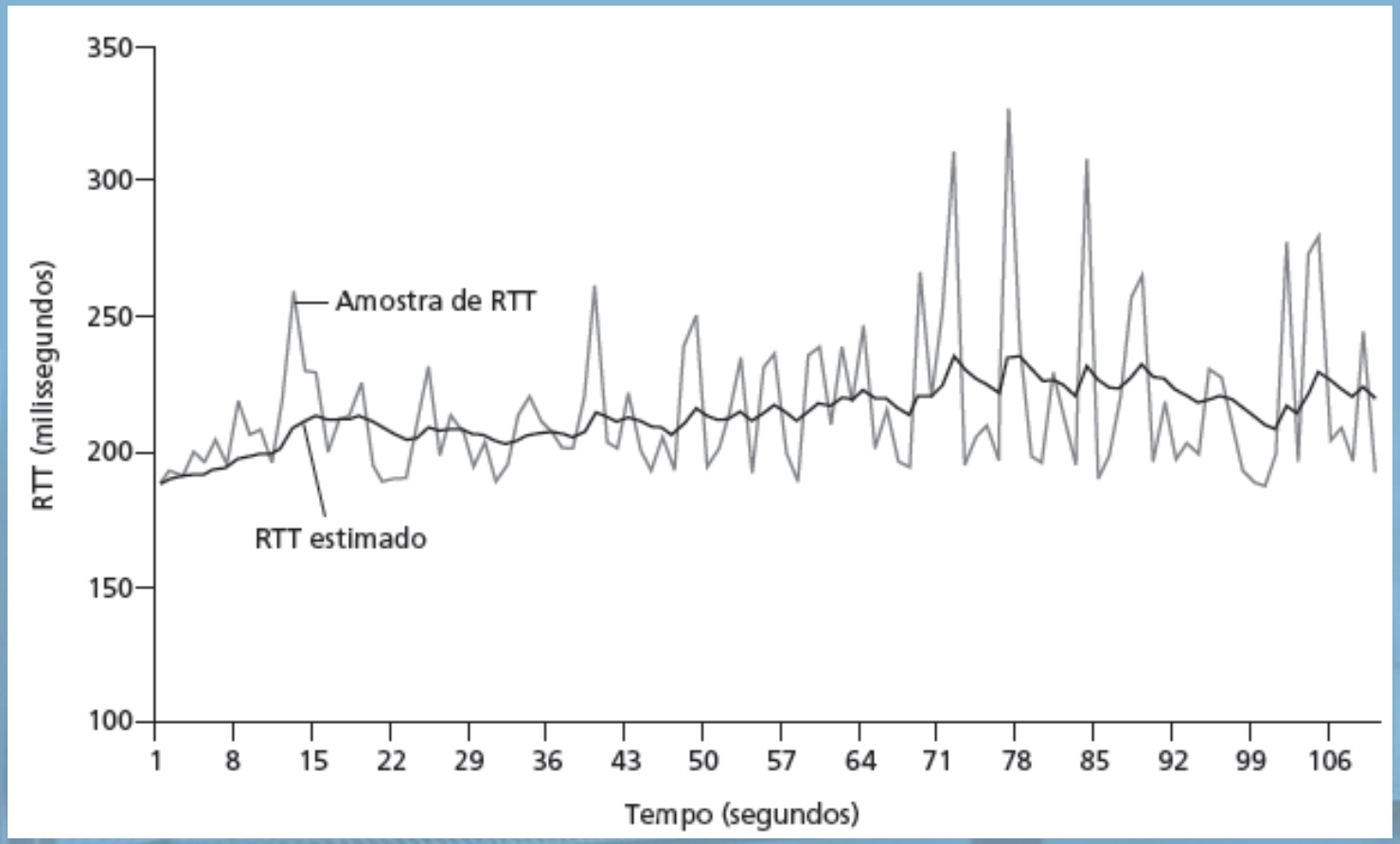
P: Como estimar o RTT?

- **SampleRTT**: tempo medido da transmissão do segmento até receber o ACK
  - ignora retransmissões
- **SampleRTT** variará; queremos RTT estimado "mais estável"
  - média de várias medições recentes, não apenas **SampleRTT** atual

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

- média móvel exponencial ponderada
- influência da amostra passada diminui exponencialmente rápido
- valor típico: **α = 0,125**

Amostras de RTTs estimados:



Tempo de ida e volta e *timeout* do TCP

definindo o *timeout*

- **EstimatedRTT** mais "margem de segurança"
  - grande variação em **EstimatedRTT ->** maior margem de seg.
- primeira estimativa do quanto SampleRTT se desvia de EstimatedRTT:

$$DevRTT = (1-\beta)*DevRTT + \beta*|SampleRTT-EstimatedRTT|$$

(geralmente, $\beta = 0,25$)

depois definir intervalo de *timeout*

$$TimeoutInterval = EstimatedRTT + 4*DevRTT$$

Capítulo 3: Esboço

- 3.1 Serviços da camada de transporte
- 3.2 Multiplexação e demultiplexação
- 3.3 Transporte não orientado para conexão: UDP
- 3.4 Princípios da transferência confiável de dados
- 3.5 Transporte orientado para conexão: TCP
  - estrutura de segmento
  - transferência confiável de dados
  - controle de fluxo
  - gerenciamento da conexão
- 3.6 Princípios de controle de congestionamento
- 3.7 Controle de congestionamento no TCP

Transferência confiável de dados no TCP

- TCP cria serviço rdt em cima do serviço não confiável do IP
- segmentos em paralelo
- ACKs cumulativos
- TCP usa único temporizador de retransmissão
- retransmissões são disparadas por:
  - eventos de *timeout*
  - ACKs duplicados
- inicialmente, considera remetente TCP simplificado:
  - ignora ACKs duplicados
  - ignora controle de fluxo, controle de congestionamento

Eventos de remetente TCP:

REDES DE COMPUTADORES E A INTERNET 5ª edição
Uma Abordagem Top-Down

dados recebidos da apl.:

- cria segmento com # seq
- # seq é número da cadeia de bytes do primeiro byte de dados no segmento
- inicia temporizador, se ainda não tiver iniciado (pense nele como para o segmento mais antigo sem ACK)
- intervalo de expiração: `TimeOutInterval`

timeout:

- retransmite segmento que causou *timeout*
- reinicia temporizador

ACK recebido:

- Reconhecem-se segmentos sem ACK anteriores
  - atualiza o que sabidamente tem ACK
  - inicia temporizador se houver segmentos pendentes

RemetenteTCP (simplificado)


```
 NextSeqNum = InitialSeqNum
SendBase = InitialSeqNum

loop (forever) {
  switch(event)

  event: data received from application above
      create TCP segment with sequence number NextSeqNum
      if (timer currently not running)
          start timer
      pass segment to IP
      NextSeqNum = NextSeqNum + length(dados)

  event: timer timeout
      retransmit not-yet-acknowledged segment with
          smallest sequence number
      start timer

  event: ACK received, with ACK field value of y
      if (y > SendBase) {
          SendBase = y
          if (there are currently not-yet-acknowledged segments)
              start timer
          }

} /* end of loop forever */
```

Comentário:

- SendBase-1: último byte cumulativo com ACK

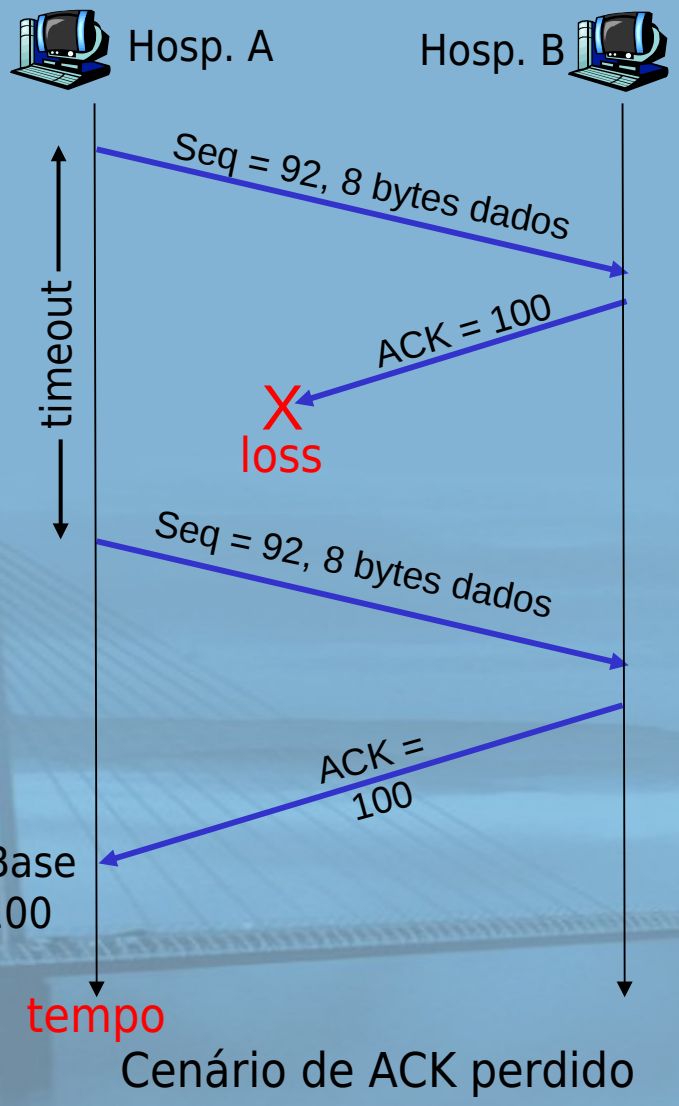
Exemplo:

- SendBase-1 = 71;

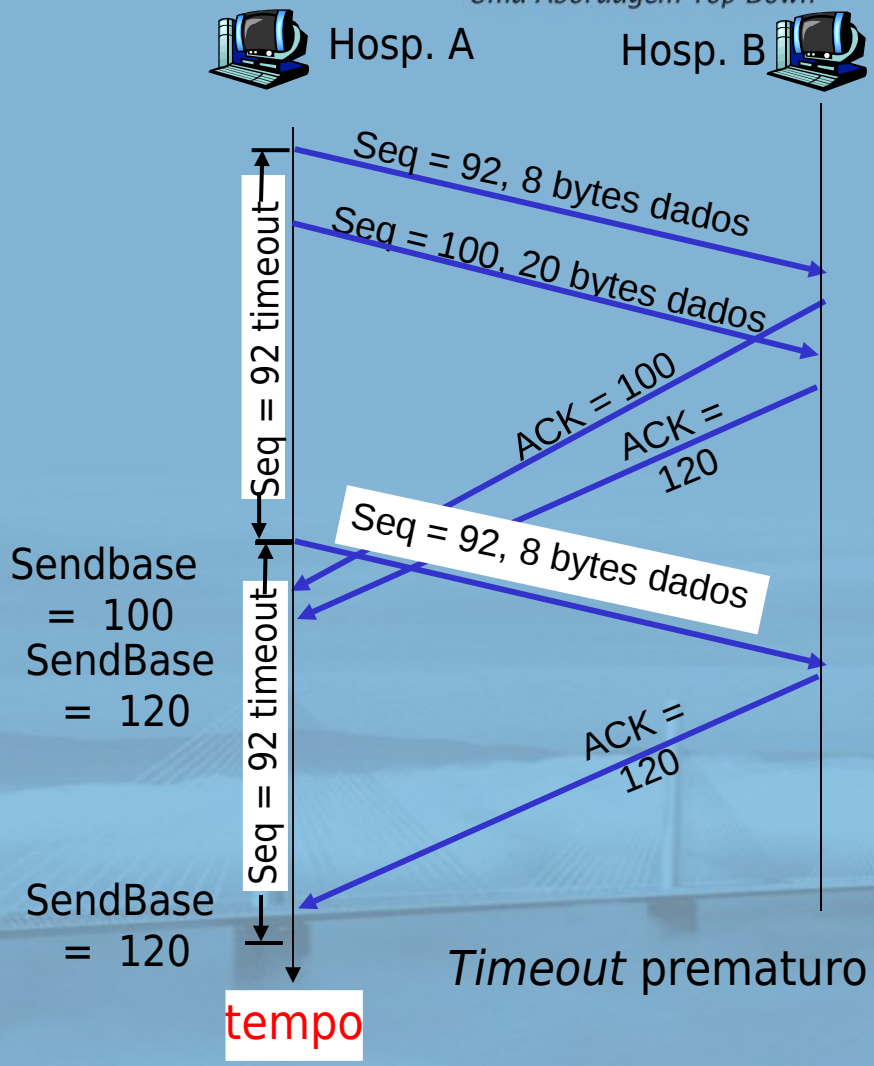
y = 73, i.e., destinatário deseja 73;

y > SendBase, i.e., novos dados têm ACK

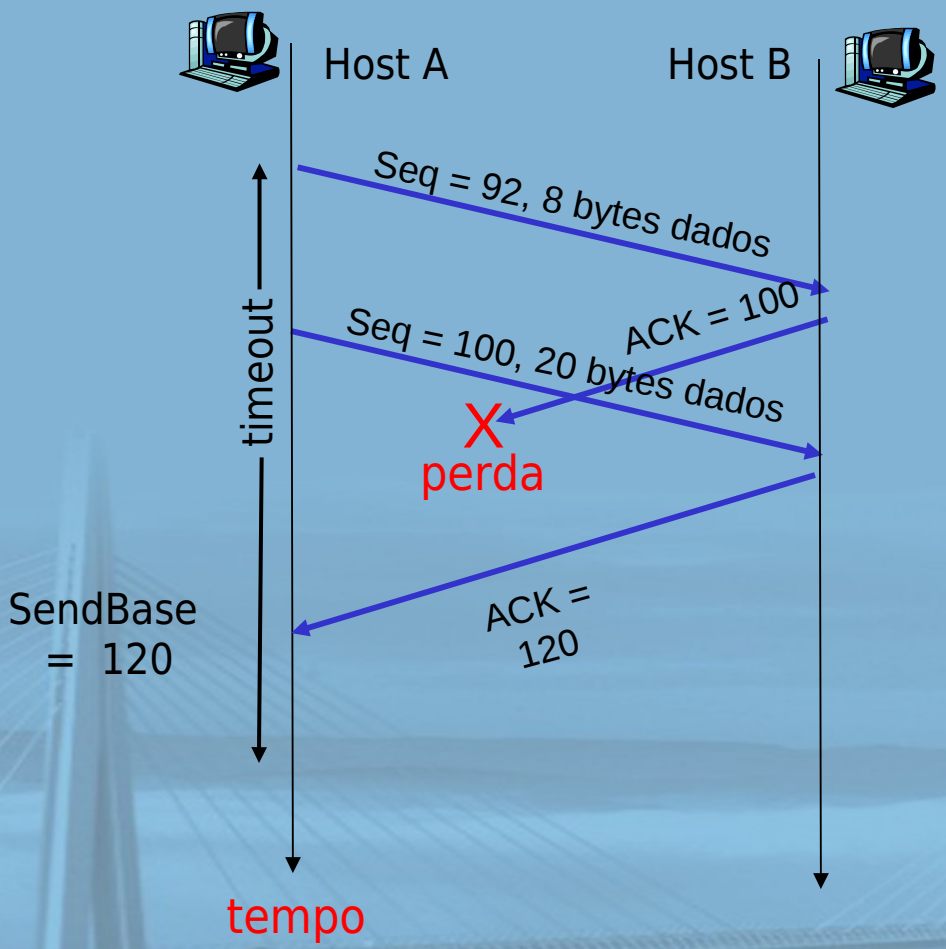
TCP: cenários de retransmissão



Cenário de ACK perdido



Timeout prematuro



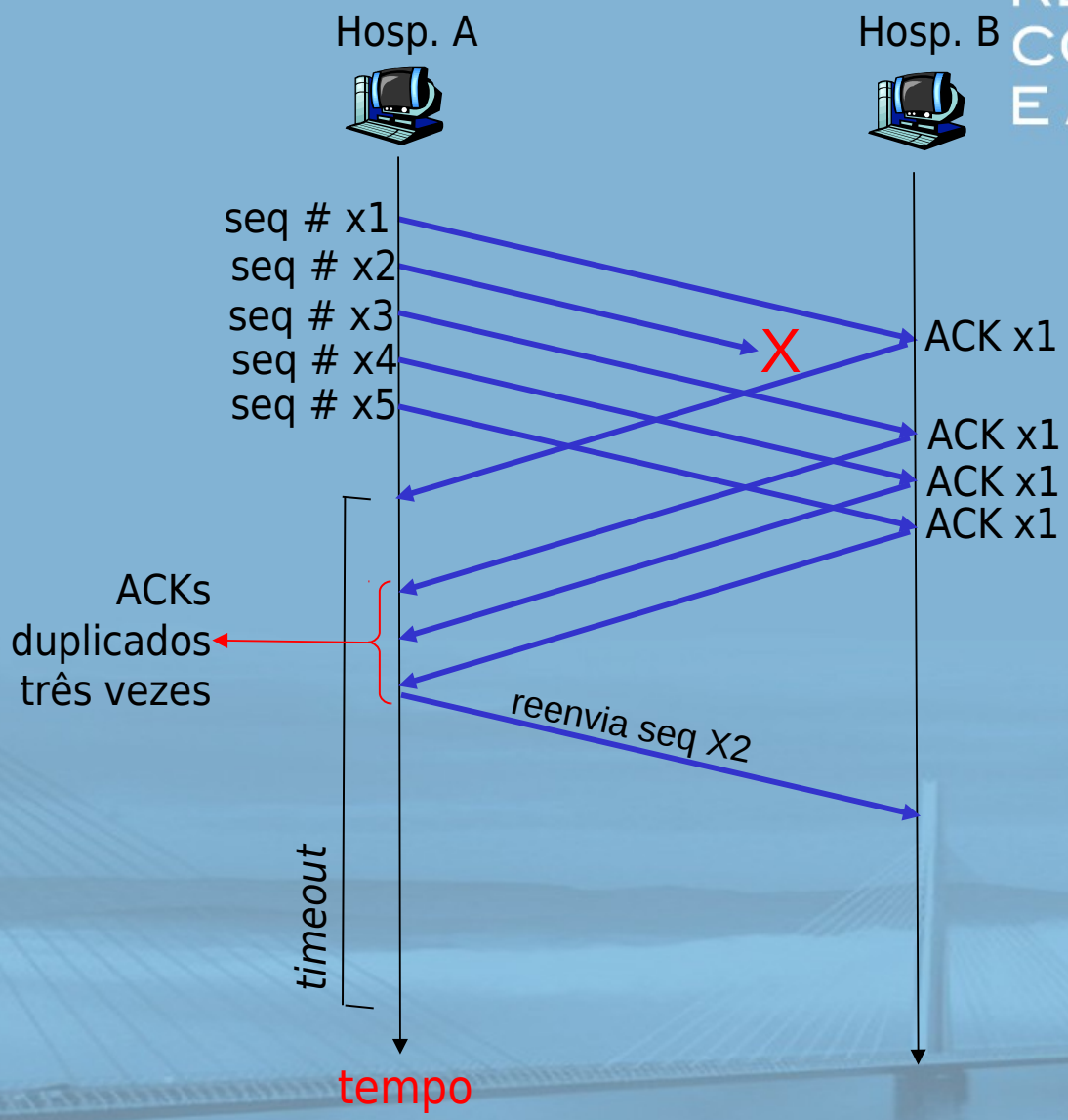
Cenário ACK cumulativo

TCP: geração de ACK
[RFC 1122, RFC 2581]

Evento	Ação do TCP Destinatário
Chegada de segmento na ordem com número de sequência esperado. Todos os dados até o número de sequência esperado já reconhecidos.	ACK retardado. Espera de até 500 milissegundos pela chegada de um outro segmento na ordem. Se o segmento seguinte na ordem não chegar nesse intervalo, envia um ACK.
Chegada de segmento na ordem com número de sequência esperado. Um outro segmento na ordem esperando por transmissão de ACK.	Envio imediato de um único ACK cumulativo, reconhecendo ambos os segmentos na ordem.
Chegada de um segmento fora da ordem com número de sequência mais alto do que o esperado. Lacuna detectada.	Envio imediato de um ACK duplicado, indicando número de sequência do byte seguinte esperado (que é a extremidade mais baixa da lacuna).
Chegada de um segmento que preenche, parcial ou completamente, a lacuna nos dados recebidos.	Envio imediato de um ACK, contanto que o segmento comece na extremidade mais baixa da lacuna.

Retransmissão rápida

- período de *timeout* relativamente grande:
  - longo atraso antes de reenviar pacote perdido
- detecta segmentos perdidos por meio de ACKs duplicados
  - remetente geralmente envia muitos segmentos um após o outro
  - se segmento for perdido, provavelmente haverá muitos ACKs duplicados para esse segmento
- se remetente recebe 3 ACKs para os mesmos dados, ele supõe que segmento após dados com ACK foi perdido:
  - retransmissão rápida: reenvia segmento antes que o temporizador expire



Algoritmo de retransmissão rápida:


```
event: ACK received, with ACK field value of y
            if (y > SendBase) {
                SendBase = y
                if (there are currently not-yet-acknowledged segments)
                    start timer
              }
            else {
                increment count of dup ACKs received for y
                if (count of dup ACKs received for y = 3) {
                    resend segment with sequence number y
                 }
```

ACK duplicado para segmento já com ACK

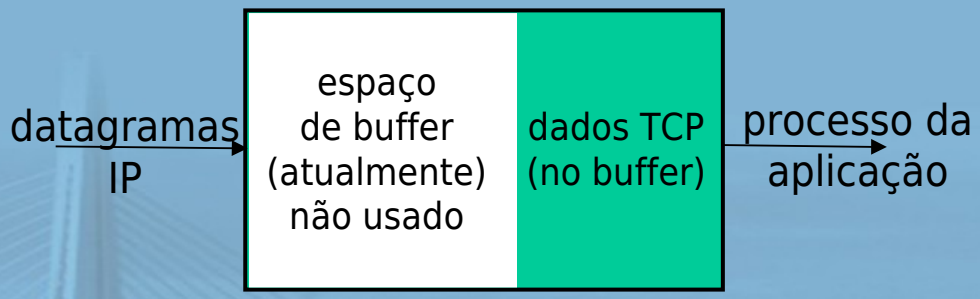
retransmissão rápida

Capítulo 3: Esboço

- 3.1 Serviços da camada de transporte
- 3.2 Multiplexação e demultiplexação
- 3.3 Transporte não orientado para conexão: UDP
- 3.4 Princípios da transferência confiável de dados
- 3.5 Transporte orientado para conexão: TCP
  - estrutura de segmento
  - transferência confiável de dados
  - controle de fluxo
  - gerenciamento da conexão
- 3.6 Princípios de controle de congestionamento
- 3.7 Controle de congestionamento no TCP

Controle de fluxo TCP

- lado receptor da conexão TCP tem um buffer de recepção:



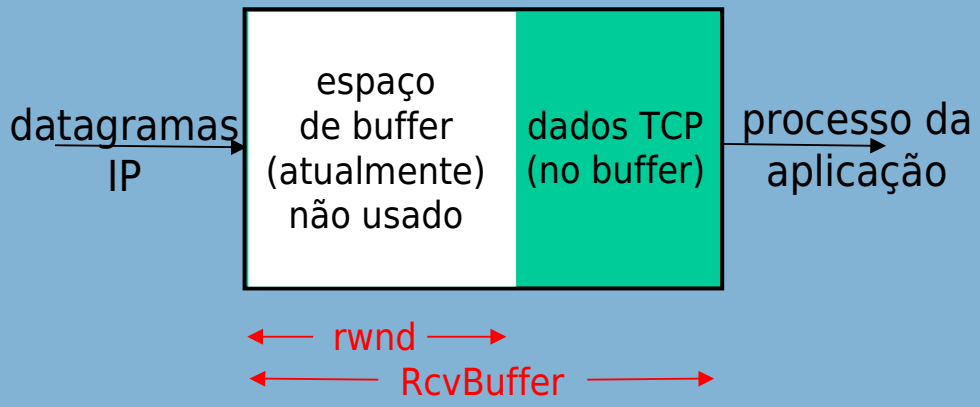
- processo da aplicação pode ser lento na leitura do buffer

controle de fluxo

remetente não estourará buffer do destinatário transmitindo muitos dados muito rapidamente

- *serviço de compatibilização de velocidades:* compatibiliza a taxa de envio do remetente com a de leitura da aplicação receptora

Controle de fluxo TCP: como funciona



(suponha que destinatário TCP descarte segmentos fora de ordem)

- espaço de buffer não usado:

  = **rwnd**

  = **RcvBuffer-[LastByteRcvd - LastByteRead]**

- destinatário: anuncia espaço de buffer não usado incluindo valor de `rwnd` no cabeçalho do segmento
- remetente: limita # de bytes com ACK a `rwnd`
  - garante que buffer do destinatário não estoura

Capítulo 3: Esboço

REDES DE COMPUTADORES E A INTERNET 5ª edição
Uma Abordagem Top-Down

- 3.1 Serviços da camada de transporte
- 3.2 Multiplexação e demultiplexação
- 3.3 Transporte não orientado para conexão: UDP
- 3.4 Princípios da transferência confiável de dados
- 3.5 Transporte orientado para conexão: TCP
  - estrutura de segmento
  - transferência confiável de dados
  - controle de fluxo
  - gerenciamento da conexão
- 3.6 Princípios de controle de congestionamento
- 3.7 Controle de congestionamento no TCP

Gerenciamento da conexão TCP

lembre-se: Remetente e destinatário TCP estabelecem "conexão" antes que troquem segmentos dados

- inicializa variáveis TCP:
  - #s seq.:
  - buffers, informação de controle de fluxo (p. e. **RcvWindow**)
- *cliente:* inicia a conexão

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

- *servidor:* contactado pelo cliente

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

apresentação de 3 vias:

etapa 1: cliente envia segmento SYN do TCP ao servidor
- especifica # seq. inicial
- sem dados

etapa 2: servidor recebe SYN, responde com segmento SYNACK
- servidor aloca buffers
- especifica # seq. inicial do servidor

etapa 3: cliente recebe SYNACK, responde com segmento ACK, que pode conter dados

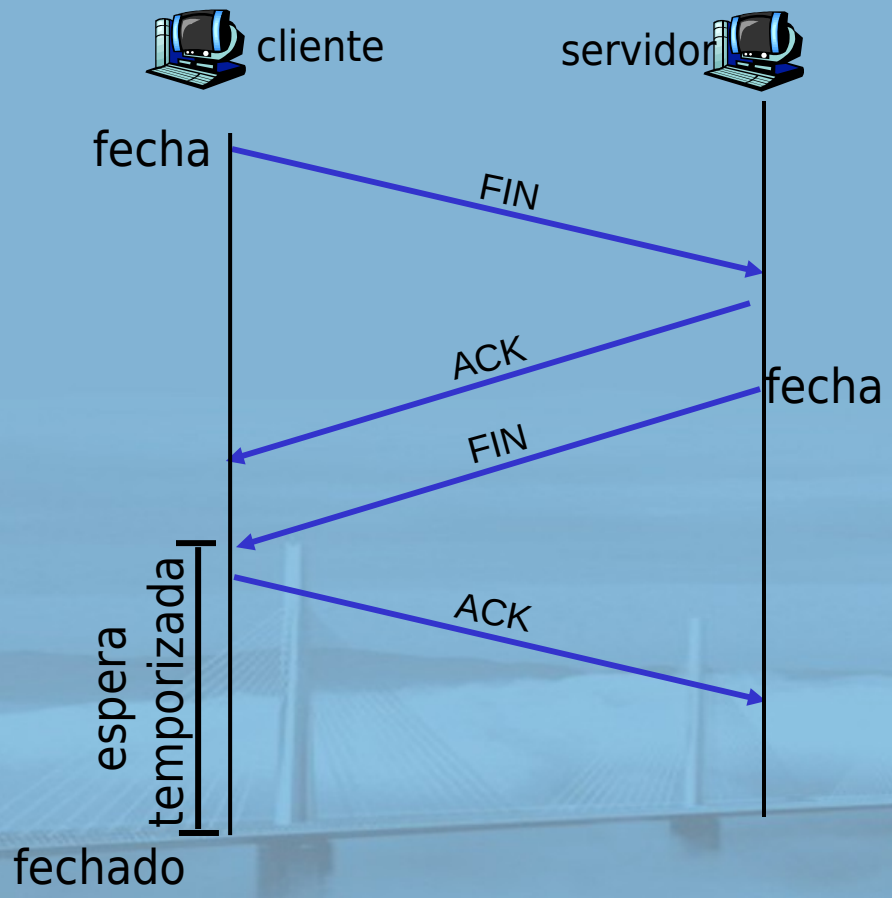
fechando uma conexão:

cliente fecha socket:

`clientSocket.close();`

etapa 1: sistema final do cliente envia segmento de controle TCP FIN ao servidor

etapa 2: servidor recebe FIN, responde com ACK. Fecha conexão, envia FIN.

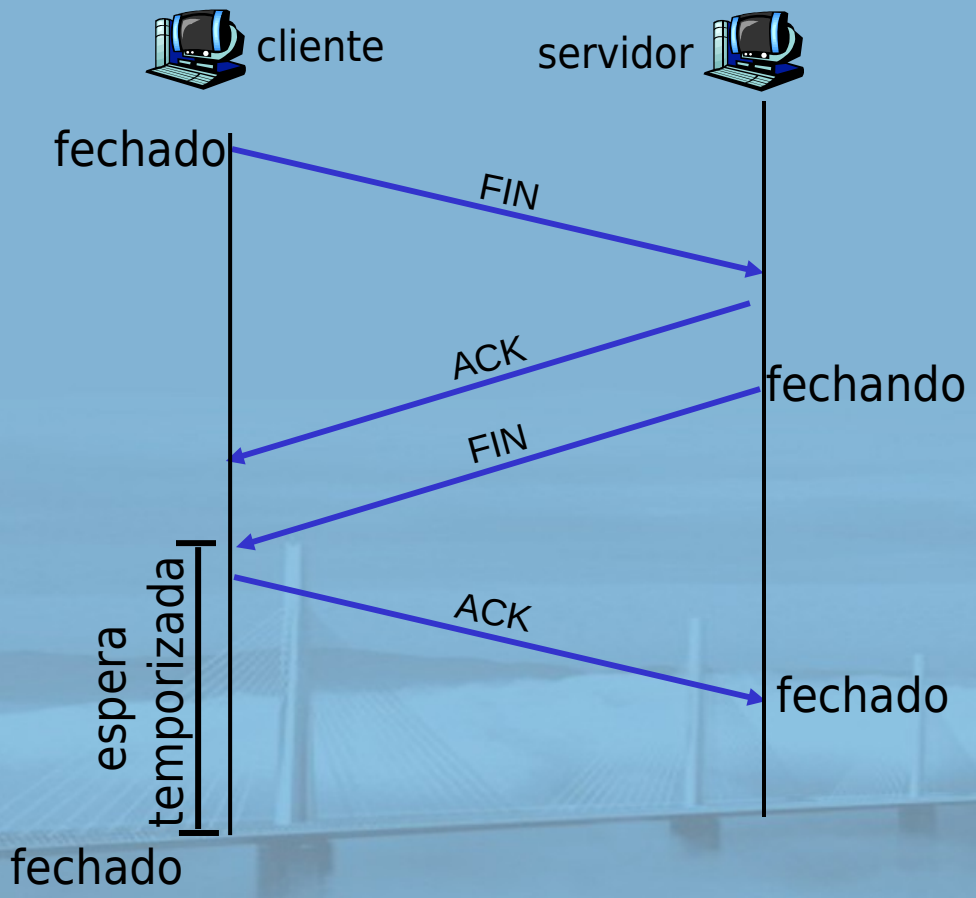


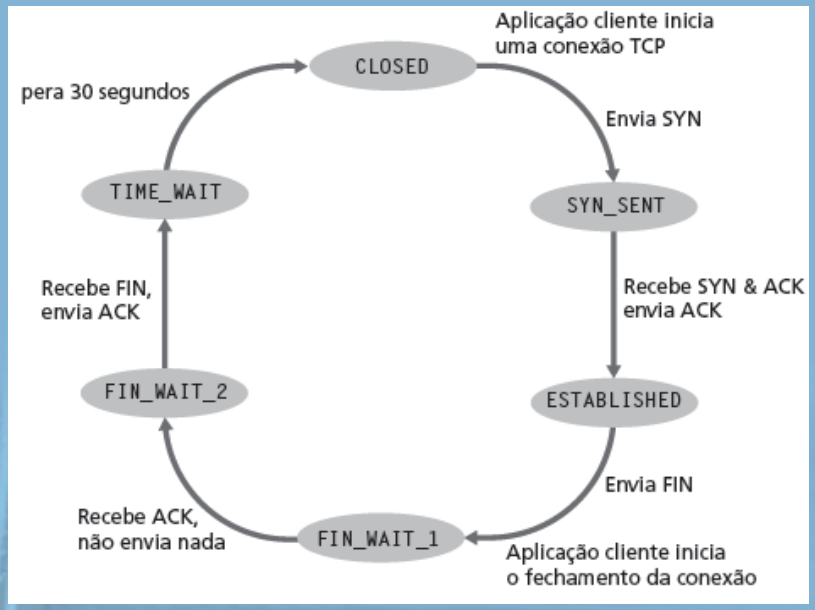
etapa 3: cliente recebe FIN, responde com ACK

- entra em "espera temporizada" – responderá com ACK aos FINs recebidos

etapa 4: servidor recebe ACK - conexão fechada

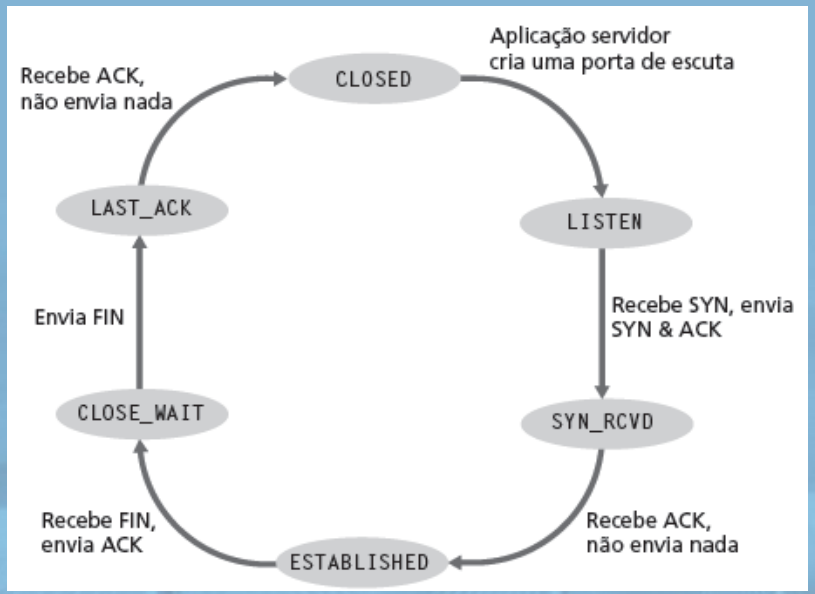
Nota: Com pequena modificação, pode tratar de FINs simultâneos.





ciclo de vida do cliente TCP

ciclo de vida do servidor TCP



Capítulo 3: Esboço

REDES DE COMPUTADORES E A INTERNET 5ª edição
Uma Abordagem Top-Down

- 3.1 Serviços da camada de transporte
- 3.2 Multiplexação e demultiplexação
- 3.3 Transporte não orientado para conexão: UDP
- 3.4 Princípios da transferência confiável de dados
- 3.5 Transporte orientado para conexão: TCP
  - estrutura de segmento
  - transferência confiável de dados
  - controle de fluxo
  - gerenciamento da conexão
- 3.6 Princípios de controle de congestionamento
- 3.7 Controle de congestionamento no TCP

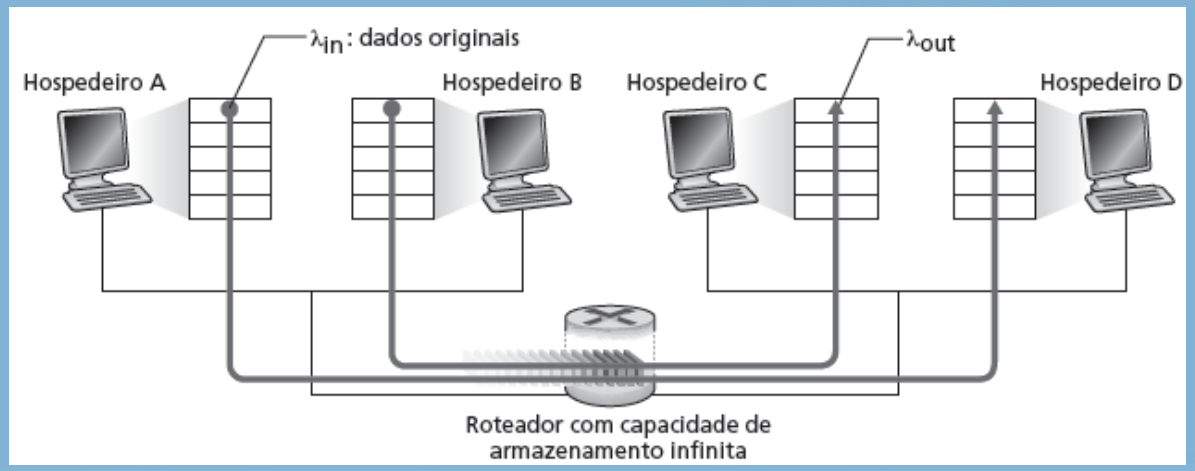
Princípios de controle de congestionamento

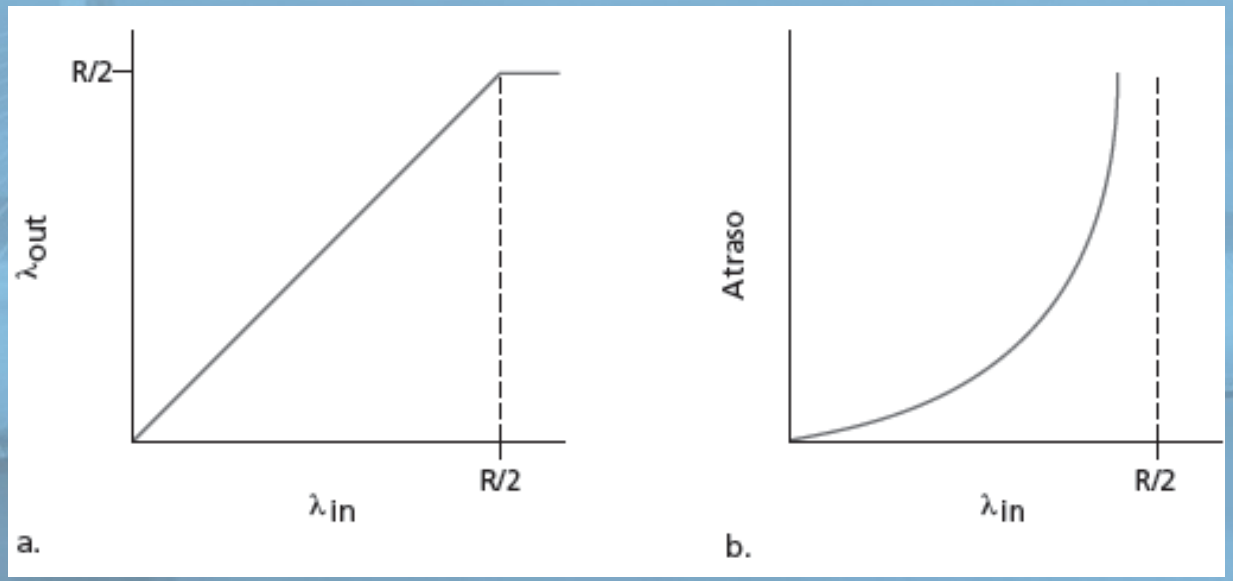
Congestionamento:

- informalmente: “muitas fontes enviando muitos dados muito rápido para a *rede* tratar”
- diferente de controle de fluxo!
- manifestações:
  - pacotes perdidos (estouro de buffer nos roteadores)
  - longos atrasos (enfileiramento nos buffers do roteador)
- um dos maiores problemas da rede!

Causas/custos do congestionamento: cenário 1

- dois remetentes, dois destinatários
- um roteador, buffers infinitos
- sem retransmissão

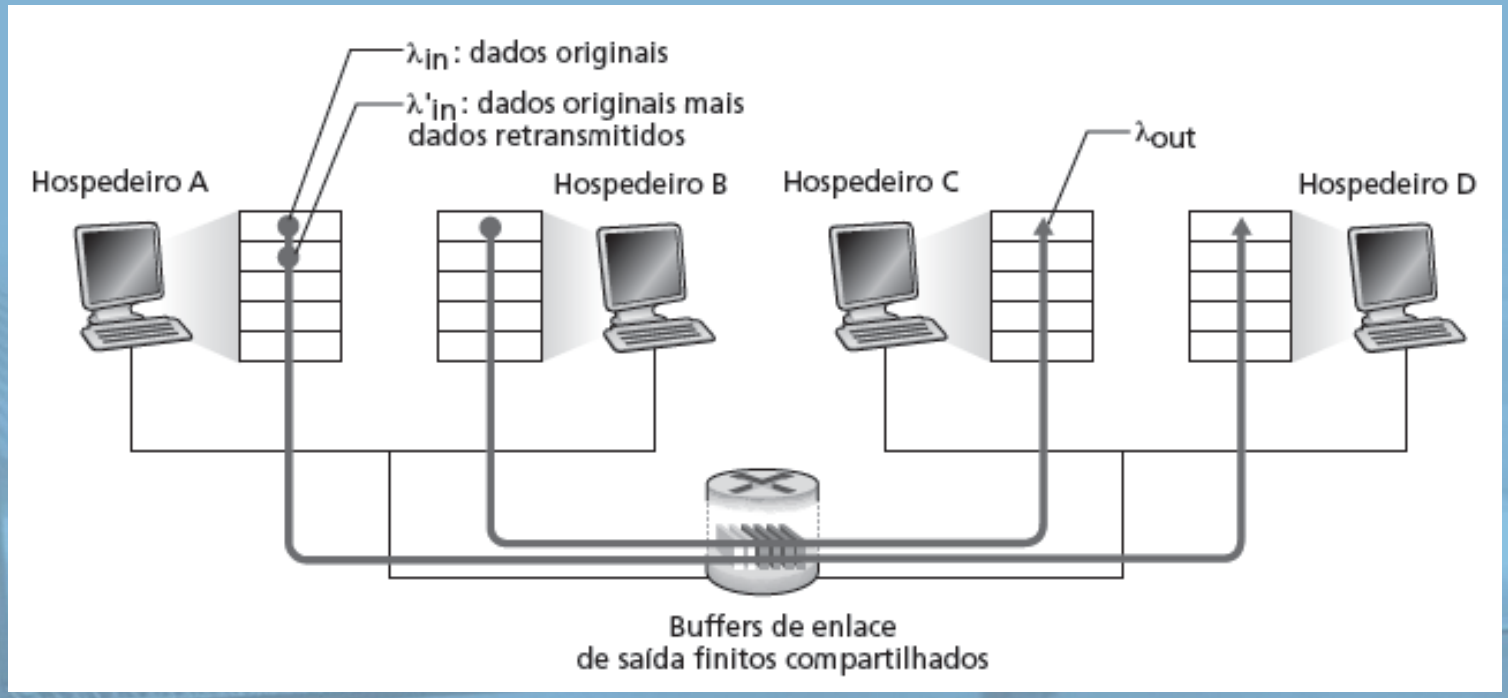




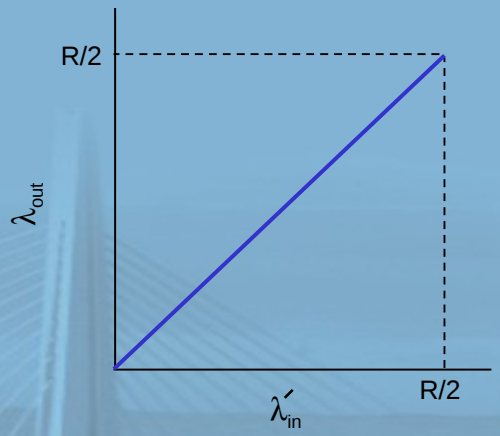
- grandes atrasos quando congestionado
- vazão máxima alcançável

Causas/custos do congestionamento: cenário 2

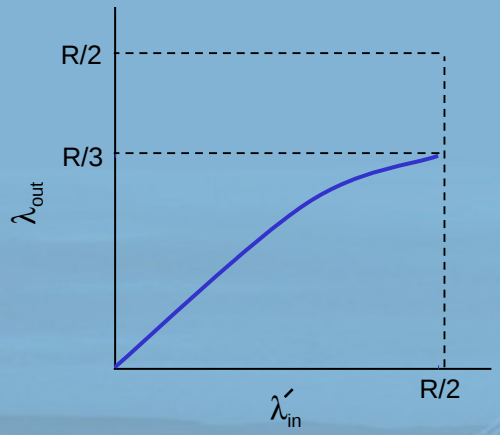
- um roteador, buffers *finitos*
- retransmissão do pacote perdido pelo remetente



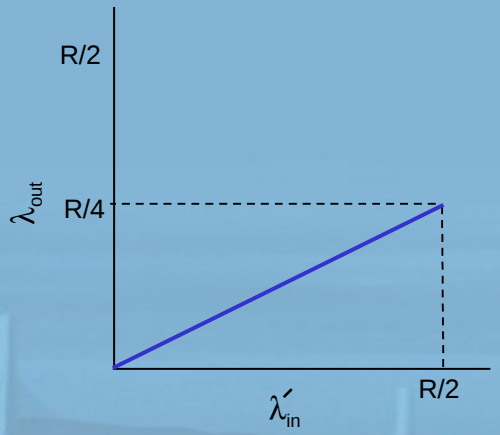
- a. sempre: $\lambda'_{in} = \lambda_{out}$ (vazão)
- b. retransmissão "perfeita" apenas quando há perda: $\lambda'_{in} > \lambda_{out}$
- c. retransmissão do pacote adiado (não pedido) torna λ'_{in} maior (que o caso perfeito) para o mesmo λ_{in}



a.



b.



c.

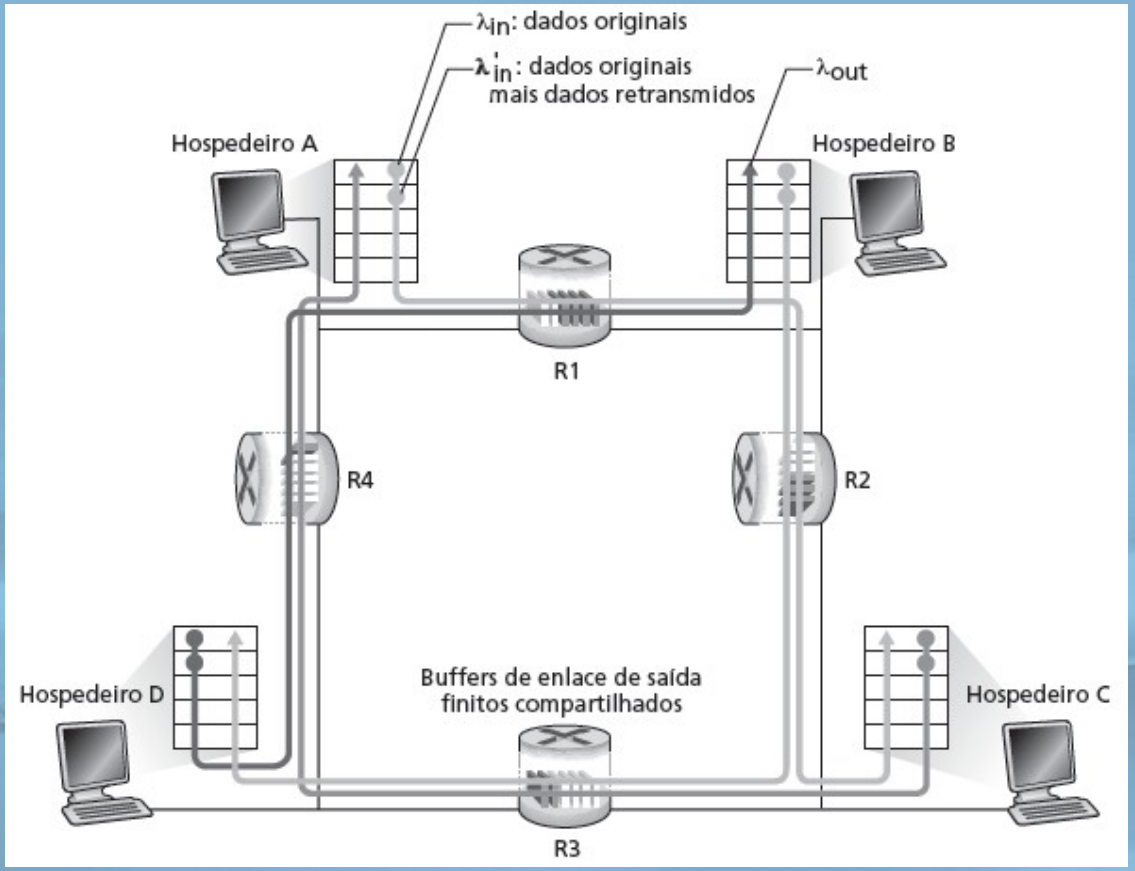
"custos" do congestionamento:

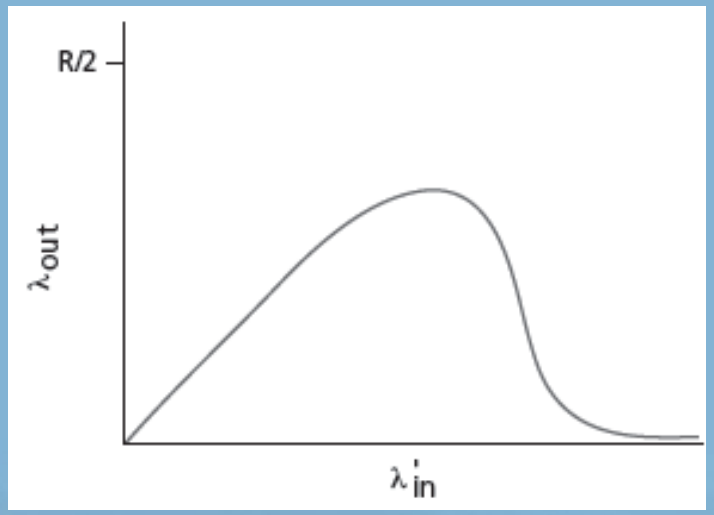
- mais trabalho (retransmissão) para determinada "vazão"
- retransmissões desnecessárias: enlace transporta várias cópias do pacote

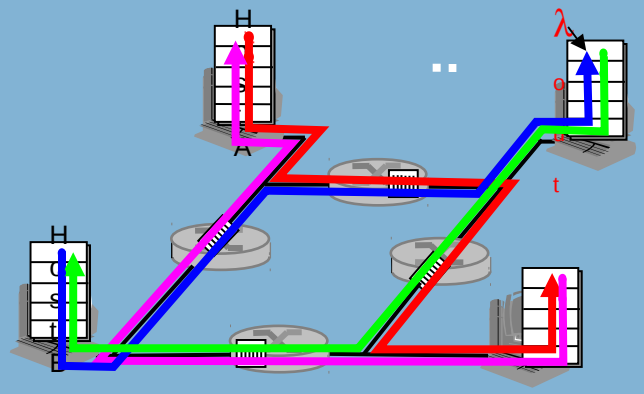
Causas/custos do congestionamento: cenário 3

- quatro remetentes
- caminhos com vários saltos
- *timeout*/retransmissão

P: O que acontece quando λ_{in} e λ'_{in} aumentam ?







outro “custo” do congestionamento:

- quando pacote é descartado, qualquer capacidade de transmissão “upstream” usada para esse pacote foi desperdiçada!

Técnicas para controle de congestionamento

duas técnicas amplas para controle de congestionamento:

controle de congestionamento fim a fim:

- nenhum feedback explícito da rede
- congestionamento deduzido da perda e atraso observados do sistema final
- técnica tomada pelo TCP

controle de congestionamento assistido pela rede:

- roteadores oferecem feedback aos sistemas finais
  - único bit indicando congestionamento
  - taxa explícita que o remetente deve enviar no enlace de saída

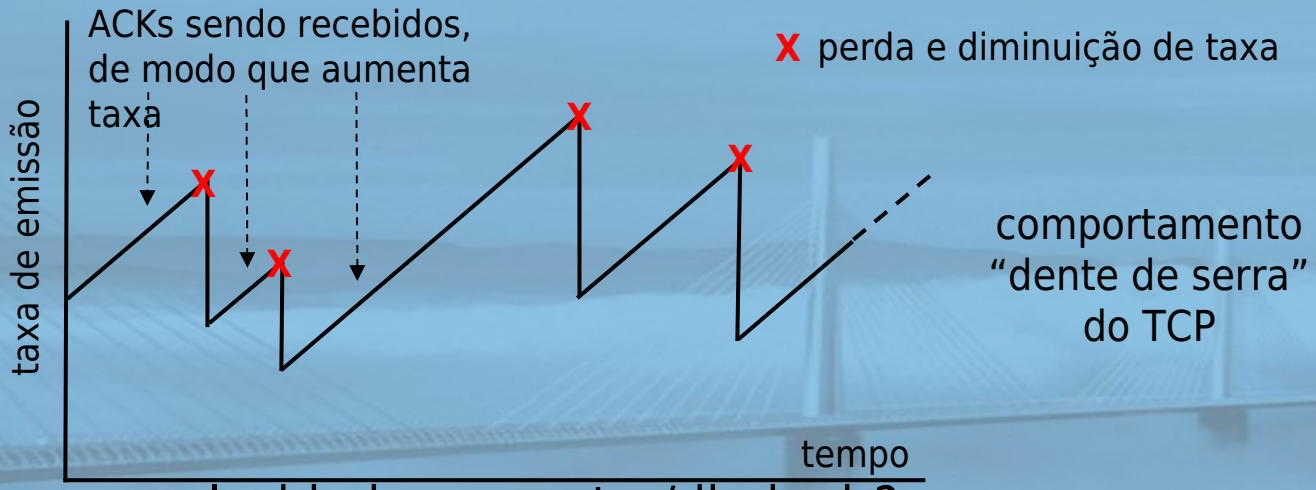
Capítulo 3: Esboço

REDES DE COMPUTADORES E A INTERNET 5ª edição
Uma Abordagem Top-Down

- 3.1 Serviços da camada de transporte
- 3.2 Multiplexação e demultiplexação
- 3.3 Transporte não orientado para conexão: UDP
- 3.4 Princípios da transferência confiável de dados
- 3.5 Transporte orientado para conexão: TCP
  - estrutura de segmento
  - transferência confiável de dados
  - controle de fluxo
  - gerenciamento da conexão
- 3.6 Princípios de controle de congestionamento
- 3.7 Controle de congestionamento no TCP

Controle de congestionamento TCP: busca por largura de banda

- "procura por largura de banda": aumenta taxa de transmissão no recebimento do ACK até por fim ocorrer perda; depois diminui taxa de transmissão
  - Continua a aumentar no ACK, diminui na perda (pois largura de banda disponível está mudando, dependendo de outras conexões na rede)



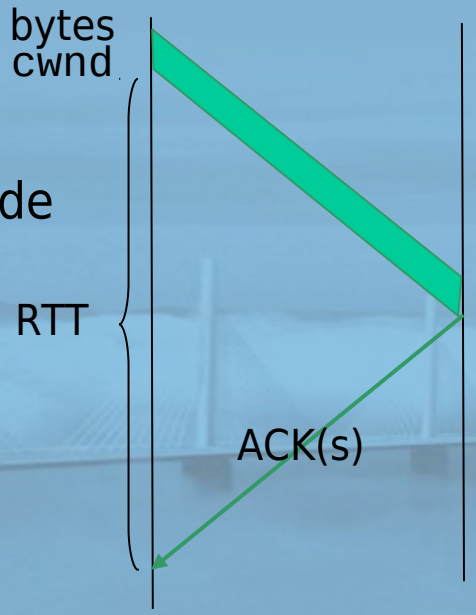
- P: Com que velocidade aumentar/diminuir?
  - detalhes a seguir

Controle de congestionamento TCP: detalhes

- remetente limita taxa limitando número de bytes sem ACK "na pipeline":
  LastByteSent-LastByteAcked ≤ cwnd
  - **cwnd:** difere de **rwnd** (como, por quê?)
  - remetente limitado por **min(cwnd,rwnd)**
- aproximadamente,

$$\text{taxa} = \frac{\text{cwnd}}{\text{RTT}} \text{ bytes/seg}$$

- **cwnd** é dinâmico, função do congestionamento de rede percebido



Controle de congestionamento TCP: mais detalhes

evento de perda de segmento: reduzindo **cwnd**

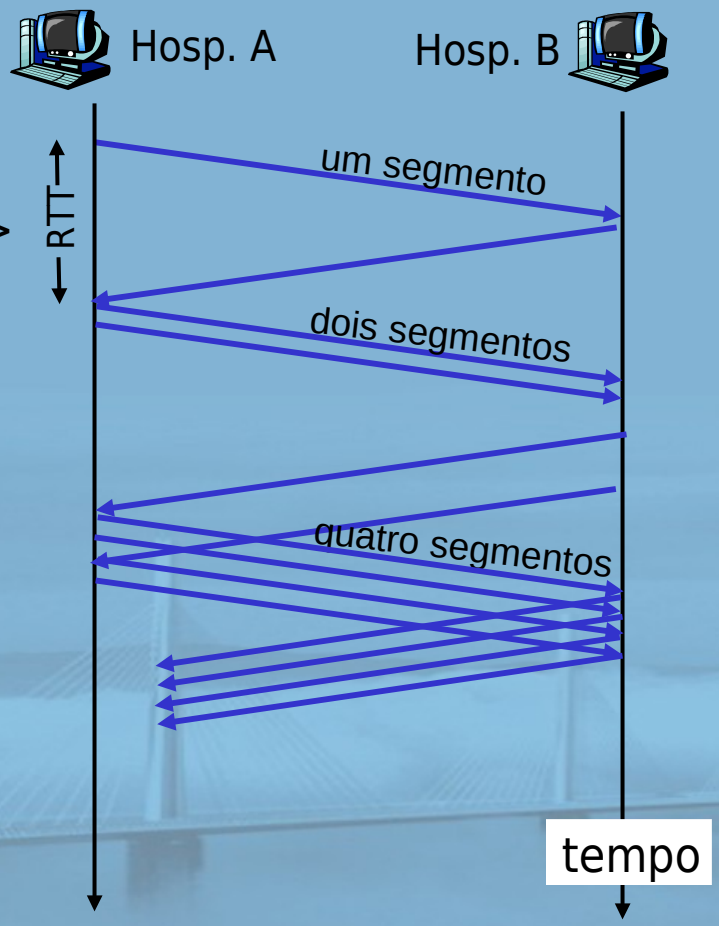
- *timeout*: sem resposta do destinatário
  - corta **cwnd** para 1
- 3 ACKs duplicados: pelo menos alguns segmentos passando (lembre-se da retransmissão rápida)
  - corta **cwnd** pela metade, menos agressivamente do que no *timeout*

ACK recebido: aumenta **cwnd**

- fase de partida lenta:
  - aumento exponencialmente rápido (apesar do nome) no início da conexão, ou após o *timeout*
- prevenção de congestionamento:
  - aumento linear

Partida lenta do TCP

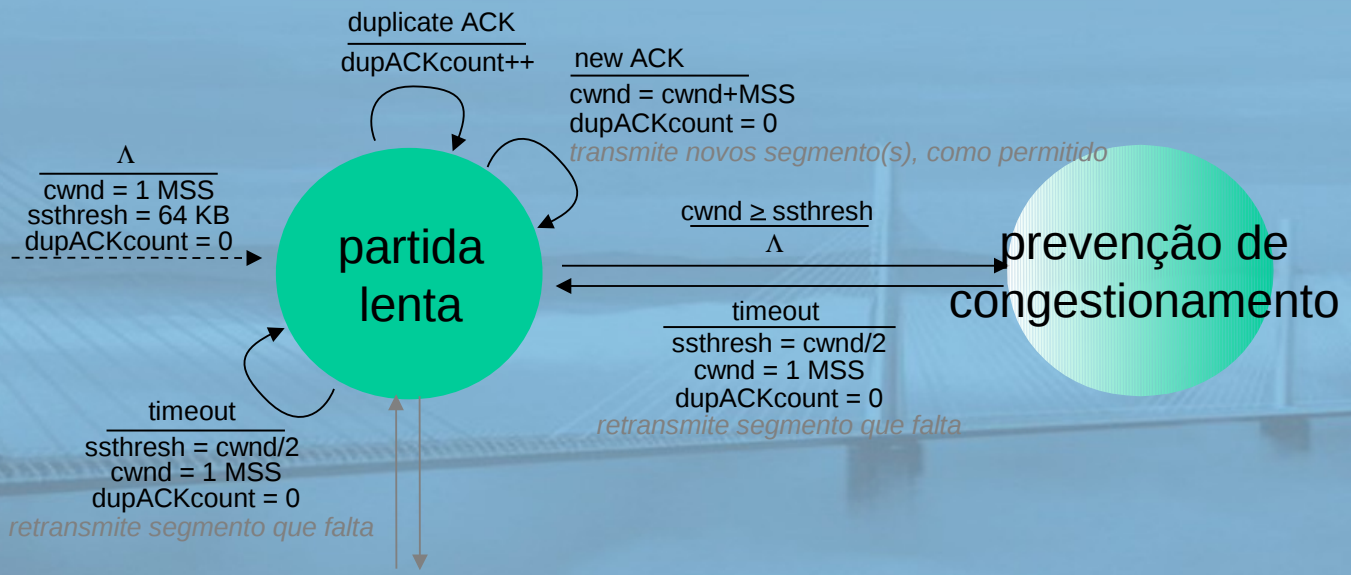
- quando conexão começa, **cwnd** = 1 MSS
  - exemplo: MSS = 500 bytes & RTT = 200 ms
  - taxa inicial = 20 kbps
- largura de banda disponível pode ser >> MSS/RTT
  - desejável subir rapidamente para taxa respeitável
- aumenta taxa exponencialmente até o primeiro evento de perda ou quando o patamar é alcançado
  - **cwnd** duplo a cada RTT
  - feito incrementando **cwnd** por 1 para cada ACK recebido



Transição dentro/fora da partida rápida

ssthresh: patamar de **cwnd** mantido pelo TCP

- um evento de perda: define **ssthresh** como **cwnd/2**
  - lembra (metade) da taxa TCP quando ocorreu perda de congestionamento
- quando transição de **cwnd > = ssthresh**: da partida lenta para fase de prevenção de congestionamento



TCP: prevenção de congestionamento

- quando **cwnd > ssthresh** cresce **cwnd** de forma linear
  - aumenta **cwnd** em 1 MSS por RTT
  - aborda possível congestionamento mais lento que na partida lenta
  - Implementação para cada ACK recebido

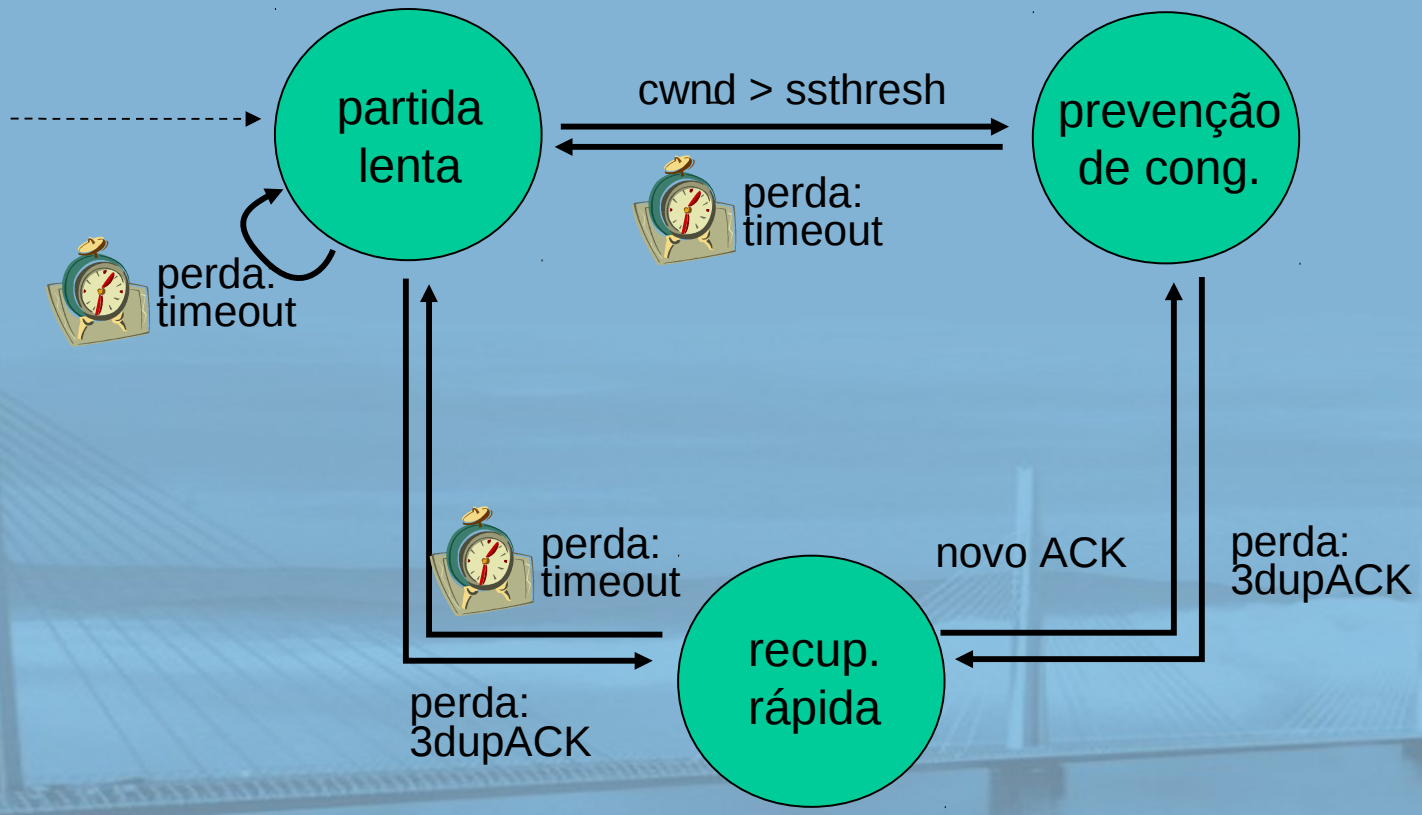
$$cwnd \leftarrow cwnd + MSS\frac{MSS}{cwnd}$$

AIMD

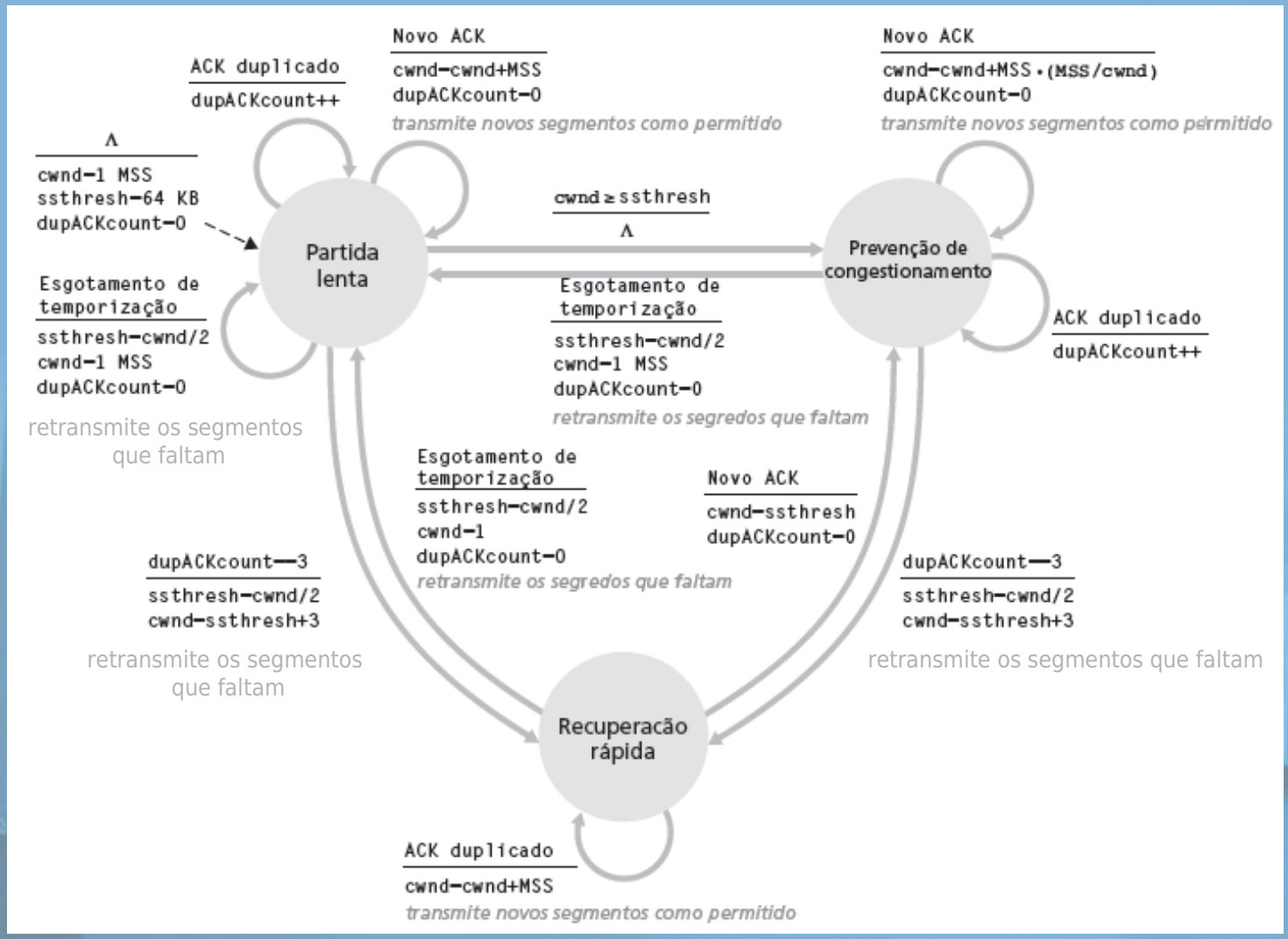
- ACKs: aumenta **cwnd** em 1 MSS por RTT: aumento aditivo
- perda: corta **cwnd** ao meio (perda sem *timeout* detectado): diminuição multiplicativa

AIMD: Additive Increase Multiplicative Decrease

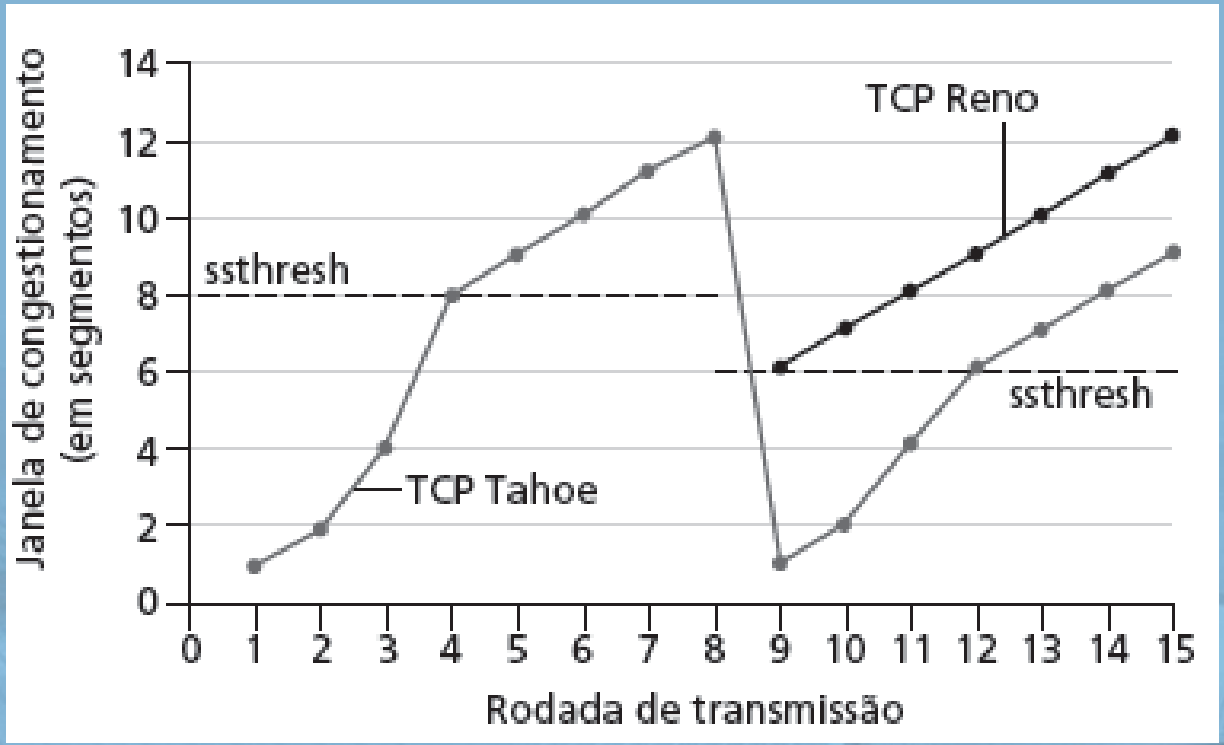
FSM do controle de congestionamento TCP: visão geral



FSM do controle de congestionamento TCP: detalhes



Tipos populares de TCP



Resumo: controle de congestionamento TCP

- quando **`cwnd < ssthresh`**, remetente na fase de partida lenta, janela cresce exponencialmente.
- quando **`cwnd > = ssthresh`**, remetente está na fase de prevenção de congestionamento, janela cresce linearmente.
- quando ocorre o ACK duplicado triplo, **`ssthresh`** definido como **`cwnd/2`**, **`cwnd`** definido como **`~ssthresh`**
- quando ocorre o *timeout*, **`ssthresh`** definido como **`cwnd/2`**, **`cwnd`** definido como 1 MSS.

Vazão do TCP

- *P:* Qual é a vazão média do TCP como função do tamanho da janela, RTT?
  - ignorando partida lenta
- seja W o tamanho da janela quando ocorre a perda
  - quando janela é W, a vazão é W/RTT
  - logo após perda, janela cai para W/2, vazão para W/2RTT.
  - após a vazão: 0,75 W/RTT

Futuros do TCP: TCP sobre pipes "longos, gordos"

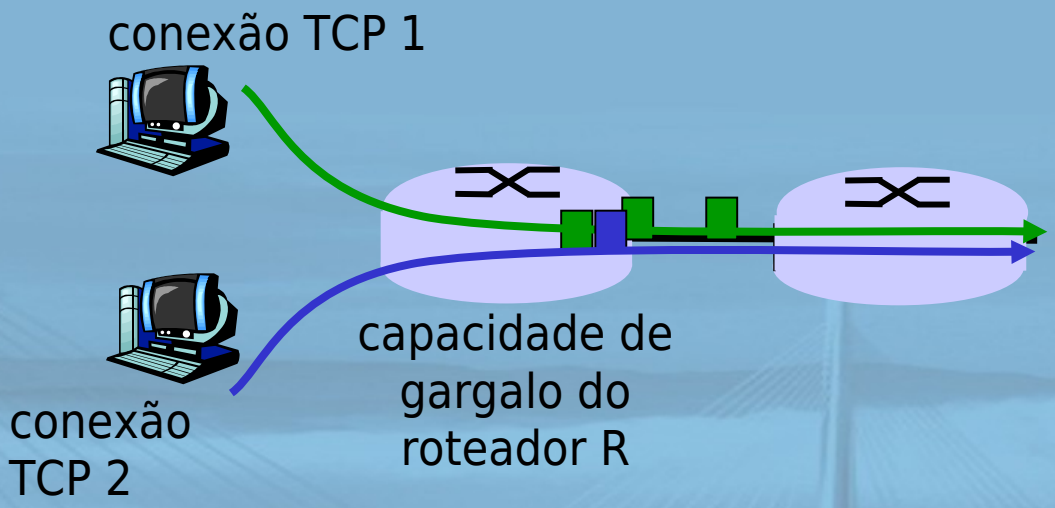
- exemplo: segmentos de 1500 bytes, RTT de 100 ms, deseja vazão de 10 Gbps
- exige tamanho de janela W = 83.333 segmentos no ar
- vazão em termos da taxa de perda:

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

- taxa de perda de pacotes $L = 2 \cdot 10^{-10}$
- novas versões do TCP para alta velocidade

Equidade do TCP

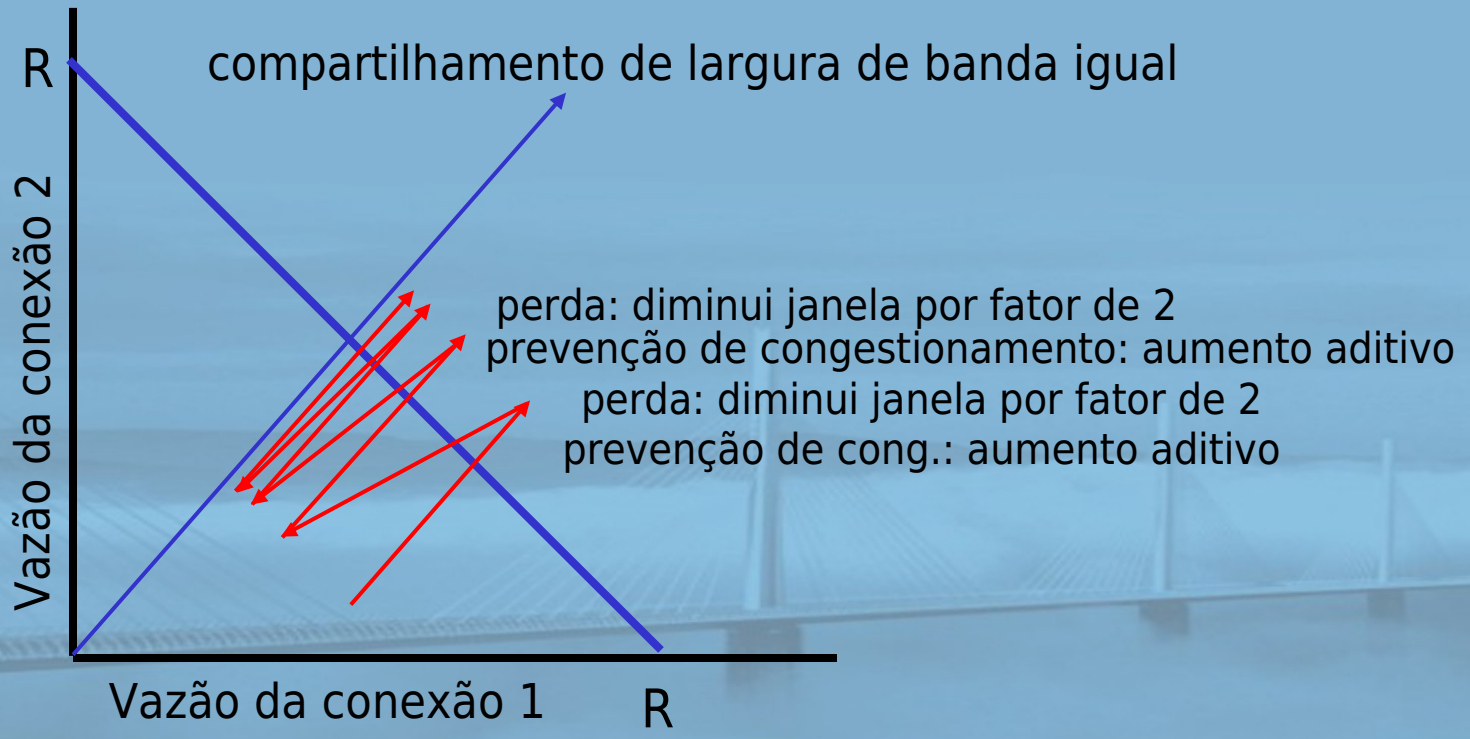
objetivo da equidade: se K sessões TCP compartilharem o mesmo enlace de gargalo da largura de banda R, cada uma deve ter uma taxa média de R/K



Por que o TCP é justo?

duas sessões concorrentes:

- aumento aditivo dá inclinação 1, pois vazão aumenta
- diminuição multiplicativa diminui vazão proporcionalmente



Equidade (mais)

equidade e UDP

- aplicações de multimídia normalmente não usam TCP
  - não desejam que a taxa seja sufocada pelo controle de congestionamento
- em vez disso, use UDP:
  - envia áudio/vídeo em taxa constante, tolera perdas de pacotes

equidade e conexões TCP paralelas

- nada impede que a aplicação abra conexões paralelas entre 2 hospedeiros.
- navegadores Web fazem isso
- exemplo: enlace de taxa R admitindo 9 conexões;
  - nova aplicação solicita 1 TCP, recebe taxa R/10
  - nova aplicação solicita 9 TCPs, recebe R/2!

Capítulo 3: Resumo

REDES DE COMPUTADORES E A INTERNET 5ª edição
Uma Abordagem Top-Down

- princípios por trás dos serviços da camada de transporte:
  - multiplexação, demultiplexação
  - transferência de dados confiável
  - controle de fluxo
  - controle de congestionamento
- instância e implementação na Internet
  - UDP
  - TCP

Em seguida:

- saindo da "borda" da rede (camada de transportes da aplicação)
- no "núcleo" da rede