Redes de Computadores e a Internet

Capítulo 3: Camada de Transporte

Prof. Raimundo Viégas Junior
rviegas@ufpa.br

Capítulo 3: Camada de Transporte

Metas do capítulo:

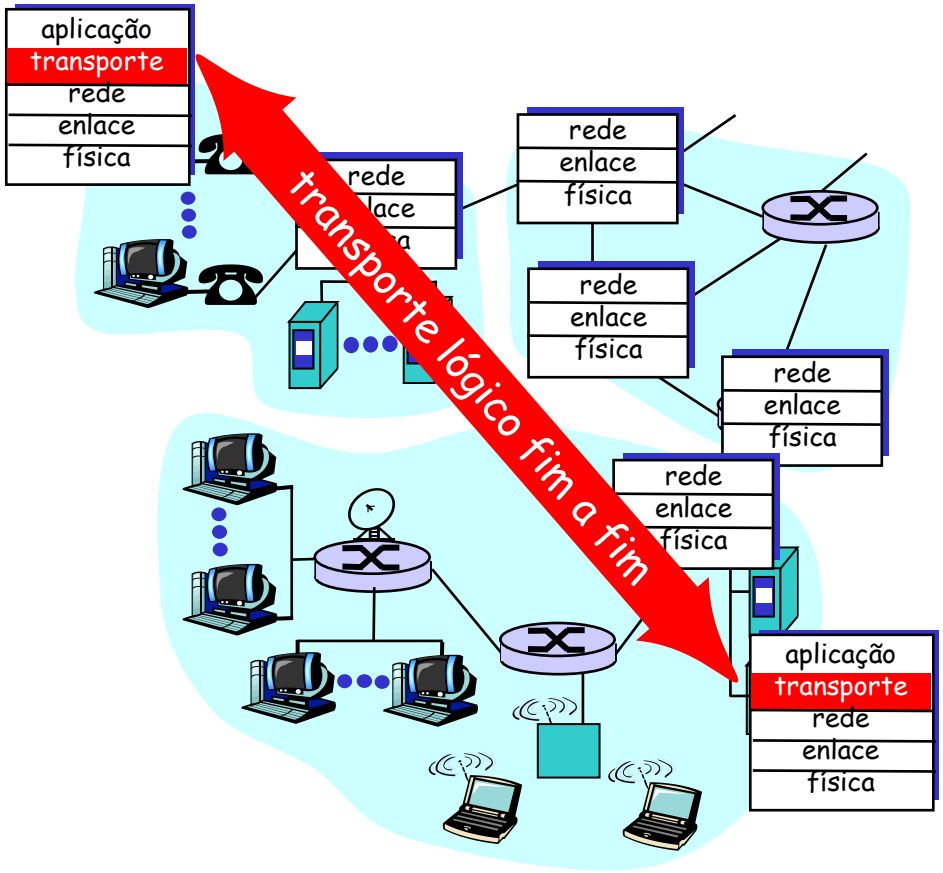
- entender os princípios atrás dos serviços da camada de transporte:
  - multiplexação/ demultiplexação
  - transferência confiável de dados
  - controle de fluxo
  - controle de congestionamento
- aprender sobre os protocolos da camada de transporte da Internet:
  - UDP: transporte não orientado a conexões
  - TCP: transporte orientado a conexões
  - Controle de congestionamento do TCP

Conteúdo do Capítulo 3

- 3.1 Introdução e serviços de 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
- 3.6 Princípios de controle de congestionamento
- 3.7 Controle de congestionamento no TCP

Serviços e protocolos de transporte

- fornecem *comunicação lógica* entre processos de aplicação executando em diferentes hospedeiros
- os protocolos de transporte são executados nos sistemas finais:
  - lado transmissor: quebra as mensagens da aplicação em segmentos, repassa-os para a camada de rede
  - lado receptor: remonta as mensagens a partir dos segmentos, repassa-as para a camada de aplicação
- existe mais de um protocolo de transporte disponível para as aplicações
  - Internet: TCP e UDP



Camadas de Transporte x rede

- *camada de rede:* comunicação lógica entre hospedeiros
- *camada de transporte:* comunicação lógica entre os processos
  - depende de /e estende serviços da camada de rede

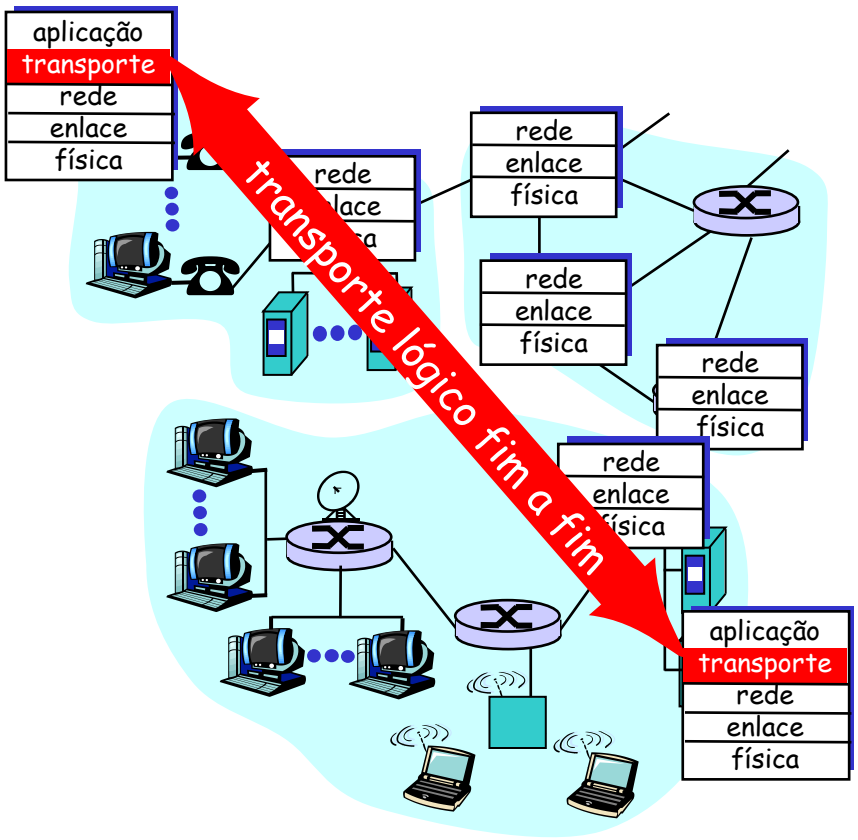
Analogia doméstica:

12 crianças na casa de Ana enviando cartas para 12 crianças na casa de Bill

- hospedeiros = casas
- processos = crianças
- mensagens da apl. = cartas nos envelopes
- protocolo de transporte = Ana e Bill que multiplexam/ demultiplexam para suas crianças
- protocolo da camada de rede = serviço postal

Protocolos da camada de transporte Internet

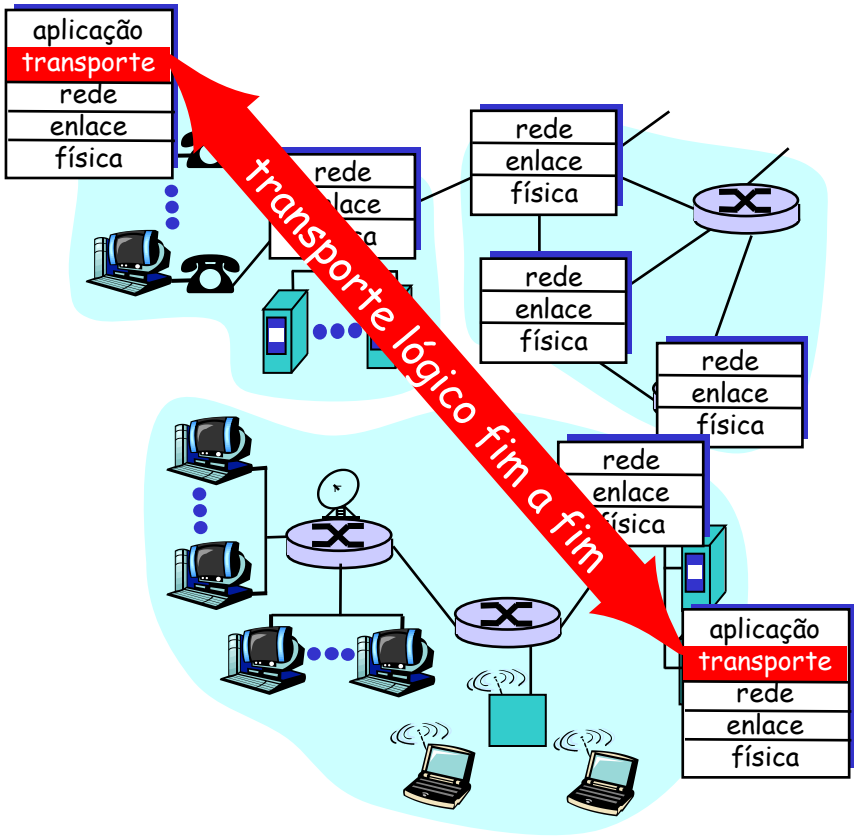
- entrega confiável, ordenada: (TCP – Protocolo de Controle de Transmissão)
  - controle de congestionamento
  - controle de fluxo
  - estabelecimento de conexão ("setup")
- entrega não confiável, não ordenada: UDP (Protocolo de Datagrama de Usuário)
  - extensão sem "gorduras" do "melhor esforço" do IP
- serviços não disponíveis:
  - garantias de atraso máximo
  - garantias de largura de banda mínima



Protocolos da camada de transporte Internet utilizando o serviço da camada de Rede.

- O modelo de serviço do IP é um serviço de entrega de melhor esforço, o que significa que o IP faz o "melhor esforço" para levar segmentos entre hospedeiros comunicantes, mas não dá nenhuma garantia.

- Em especial, o IP não garante a entrega de segmentos, a entrega ordenada de segmentos e tampouco a integridade dos dados nos segmentos. Por essas razões, ele é denominado um serviço não confiável



Conteúdo do Capítulo 3

- 3.1 Introdução e serviços de 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
- 3.6 Princípios de controle de congestionamento
- 3.7 Controle de congestionamento no TCP

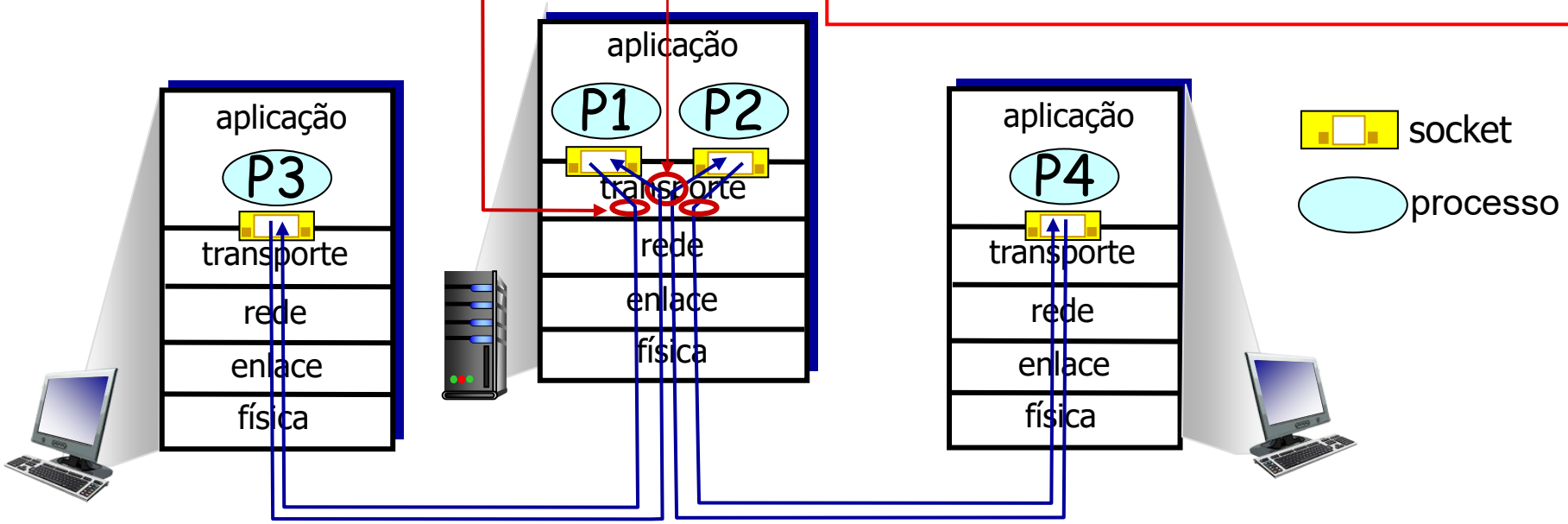
Multiplexação/demultiplexação

Multiplexação no transmissor:

reúne dados de muitos sockets, adiciona o cabeçalho de transporte (usado posteriormente para a demultiplexação)

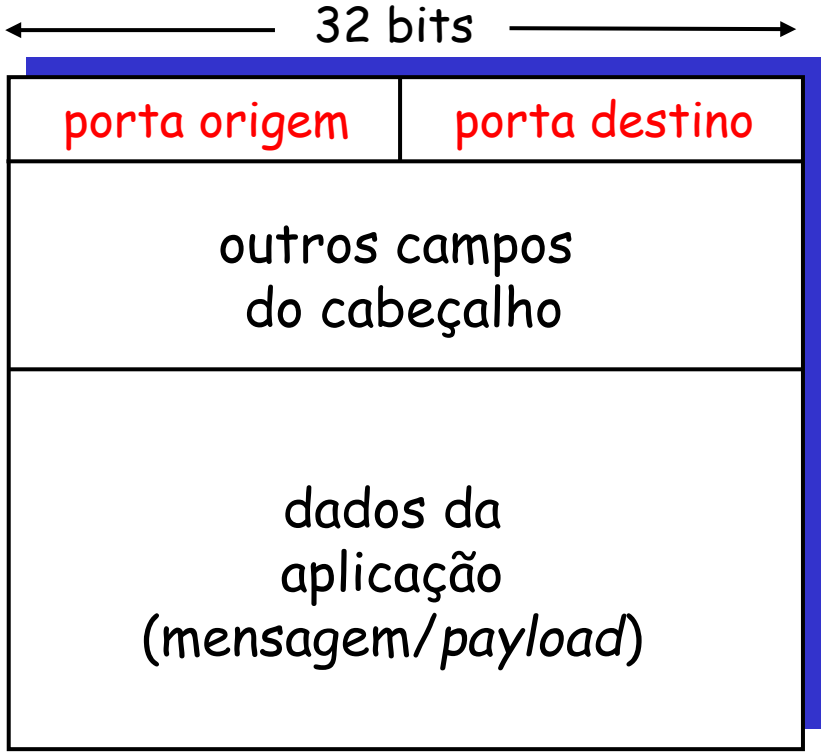
Demultiplexação no receptor:

Usa informação do cabeçalho de transporte para entregar os segmentos recebidos aos sockets corretos



Como funciona a demultiplexação

- computador recebe os datagramas IP
  - cada datagrama possui os endereços IP da origem e do destino
  - cada datagrama transporta um segmento da camada de transporte
  - cada segmento possui números das portas de origem e destino
- O hospedeiro usa os endereços IP e os números das portas para direcionar o segmento ao socket correto



formato de segmento TCP/UDP

Demultiplexação não orientada a conexões

- *Lembrete*: socket criado possui número de porta local ao host:
- `DatagramSocket mySocket1 = new DatagramSocket(12534);`

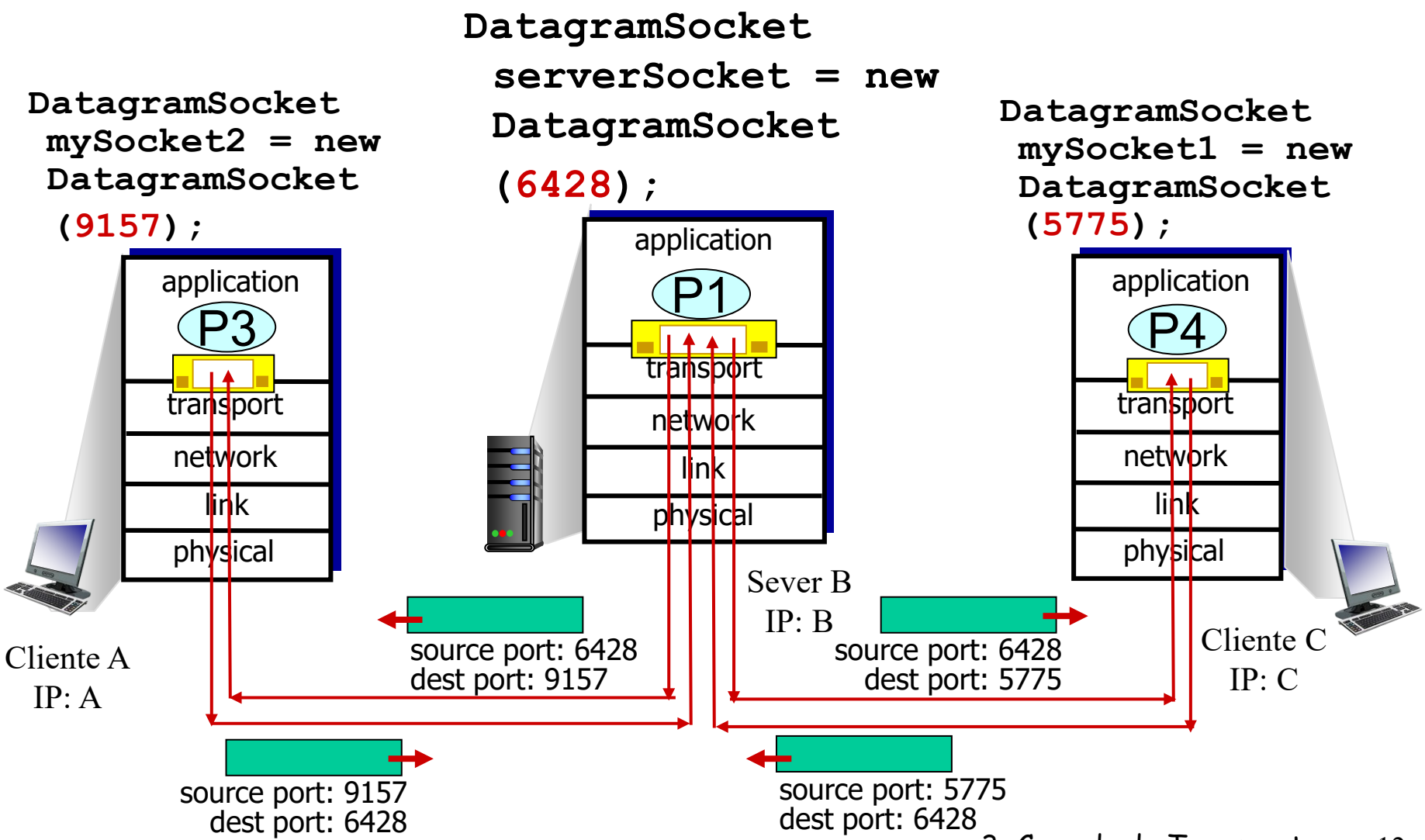
- Socket UDP é identificado pela Tupla de 2 elementos:

- *Lembrete*: ao criar um datagrama para enviar para um socket UDP, deve especificar:
  - Endereço IP de destino
  - Número da porta de destino

- Quando o hospedeiro recebe o segmento UDP:
  - verifica no. da porta de destino no segmento
  - encaminha o segmento UDP para o socket com aquele no. de porta

- Datagramas IP com mesmo numero de porta destino, mas diferentes endereços IP origem e/ou números de porta origem serão encaminhados para o mesmo socket no destino

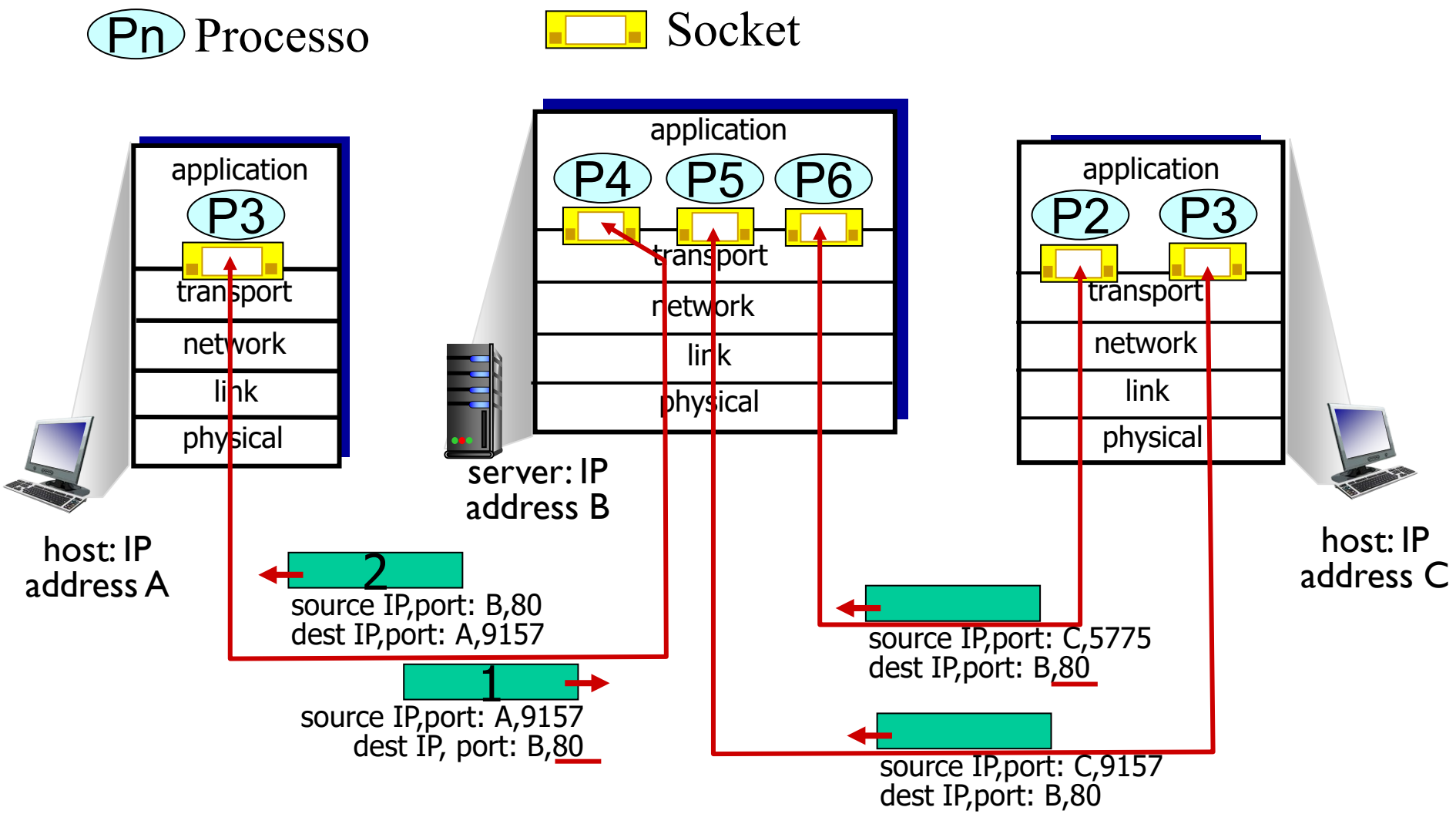
Demultiplexação não orientada a conexões: exemplo



Demultiplexação Orientada a Conexões

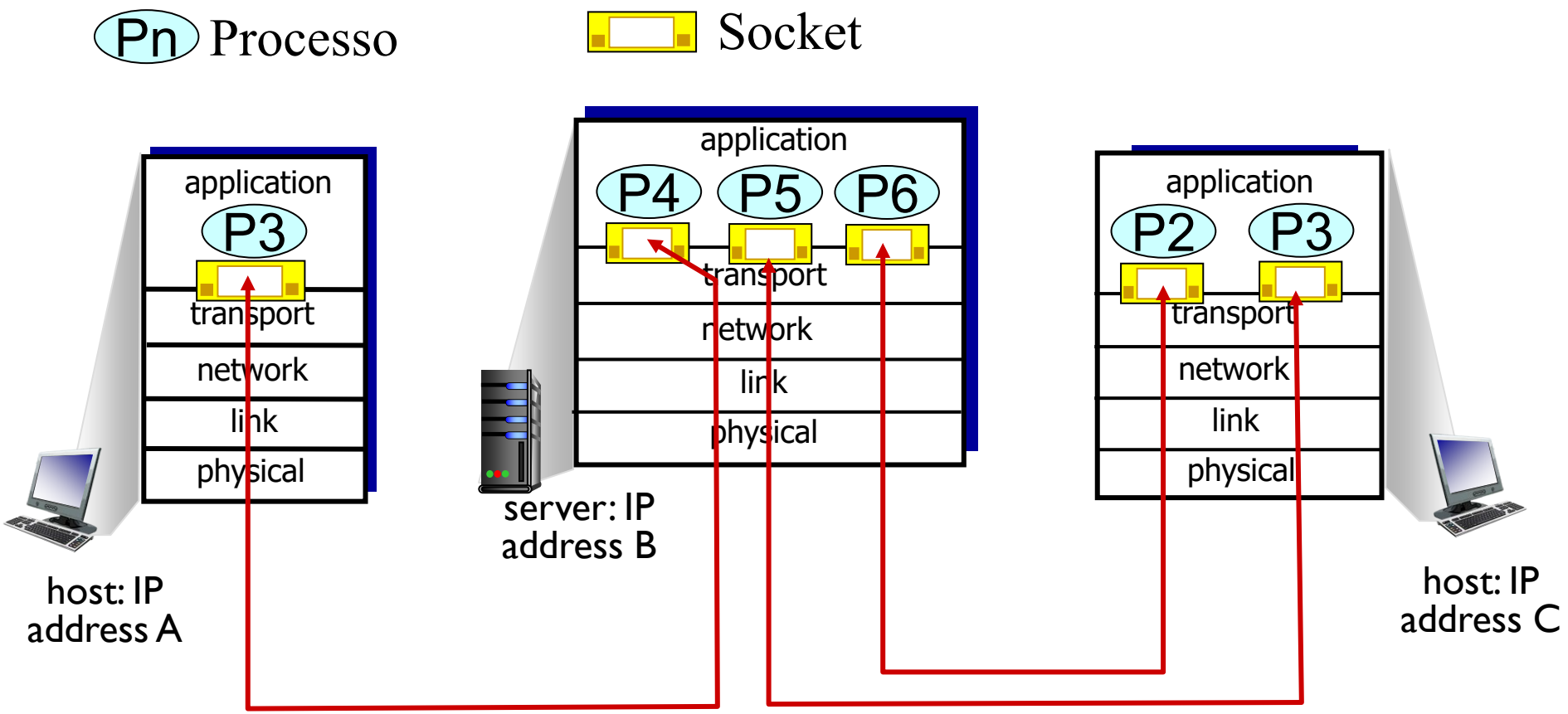
- Socket TCP é identificado pela Tupla de 4 elementos:
  - endereço IP origem
  - número da porta origem
  - endereço IP destino
  - número da porta destino
- Demultiplexação: receptor usa todos os quatro valores da Tupla para direcionar o segmento para o socket apropriado.
- Servidor pode dar suporte a muitos sockets TCP simultâneos:
  - cada socket é identificado pela sua própria Tupla de 4 elementos
- Servidores Web têm sockets diferentes para cada conexão de cliente
  - HTTP não persistente terá sockets diferentes para cada pedido de conexão

Demultiplexação Orientada a Conexões: exemplo



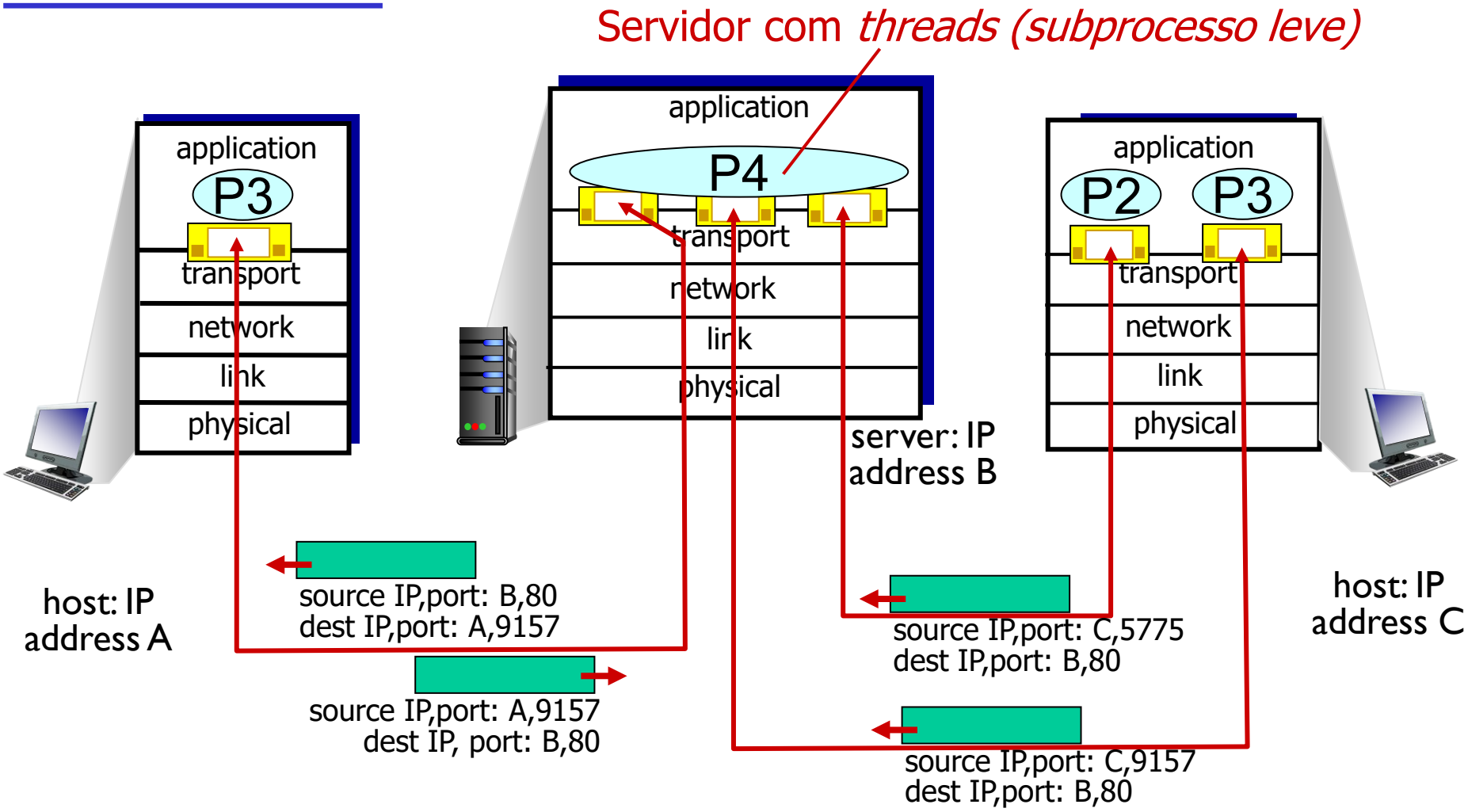
três segmentos, todos destinados ao mesmo endereço IP: B, dest port: 80 são demultiplexados para *sockets* distintos

Demultiplexação Orientada a Conexões: exemplo

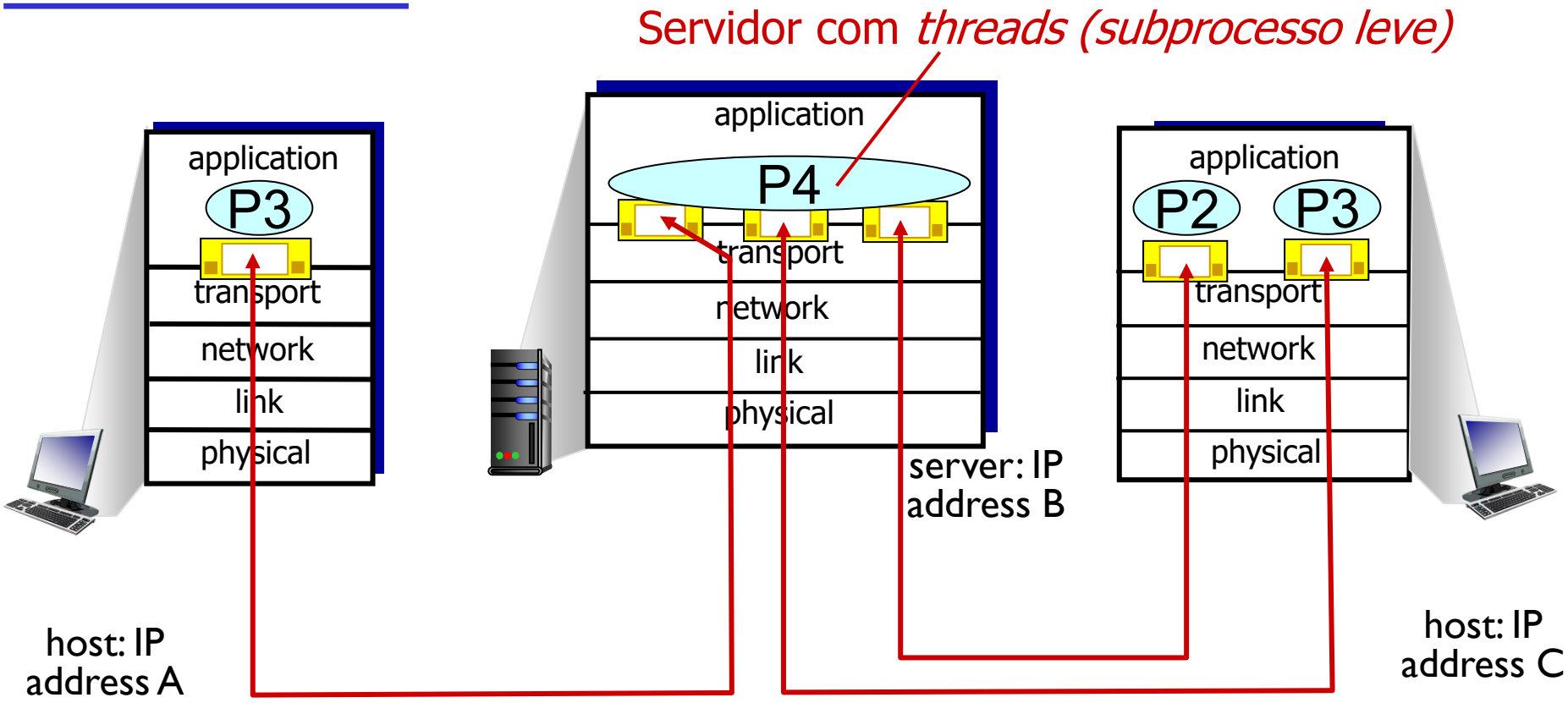


O socket de conexão recém-criado é identificado por esses quatro valores; todos os segmentos subsequentes que chegarem, cuja porta de origem, endereço IP de origem, porta de destino e endereço IP de destino combinar com esses quatro valores, serão demultiplexados para esse socket. Com a conexão TCP agora ativa, o cliente e o servidor podem enviar dados um para o outro.

Demultiplexação Orientada a Conexões: Servidor Web de alto desempenho (Conexões Persistentes) com Threads



Demultiplexação Orientada a Conexões: Servidor Web de alto desempenho (Conexões Persistentes) com Threads



Os servidores Web de alto desempenho atuais muitas vezes utilizam somente um processo, mas criam uma nova thread com um novo socket de conexão para cada nova conexão cliente. (Uma thread pode ser considerada um subprocesso leve). Para um servidor desses, a qualquer dado instante pode haver muitos *sockets* de conexão (com identificadores diferentes) ligados ao mesmo processo.

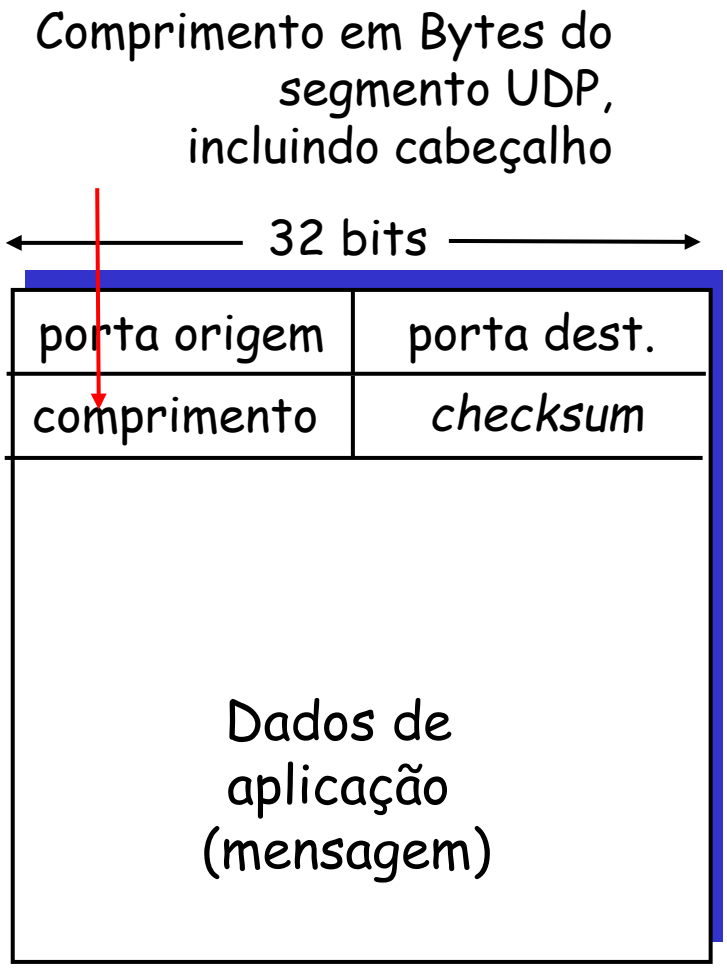
Conteúdo do Capítulo 3

- 3.1 Introdução e serviços de 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
- 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 mínimo, "sem gorduras",
- Serviço "melhor esforço (IP)", segmentos UDP podem ser:
  - perdidos
  - entregues à aplicação fora de ordem
- *sem conexão:*
  - não há saudação inicial (handshaking) entre o remetente e o receptor UDP
  - tratamento é independente para cada segmento UDP
- Uso do UDP:
  - aplicações de *streaming* multimídia (tolerante a perdas, sensível a taxas)
  - DNS
  - SNMP
- transferência confiável sobre UDP:
  - adiciona confiabilidade na camada de aplicação
  - recuperação de erros específica da aplicação

UDP: Cabeçalho do segmento



Formato do segmento UDP

Por quê existe um UDP?

- elimina estabelecimento de conexão (que pode causar atraso)
- simples: não mantém "estado" da conexão nem no remetente, nem no receptor
- cabeçalho de segmento reduzido, apenas 8 Bytes
- Não há controle de congestionamento: UDP pode transmitir tão rápido quanto desejado (e possível)

Soma de Verificação (*checksum*) UDP

Objetivo: detectar "erros" (ex.: bits trocados) no segmento transmitido

Transmissor:

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

Receptor:

- calcula *checksum* do segmento recebido
- verifica se o *checksum* calculado é igual ao valor recebido:
  - NÃO - erro detectado
  - SIM - nenhum erro detectado. *Mas ainda pode ter erros?* Veja depois ....

Exemplo do *Checksum* Internet

- Exemplo: adição de dois inteiros de 16-bits

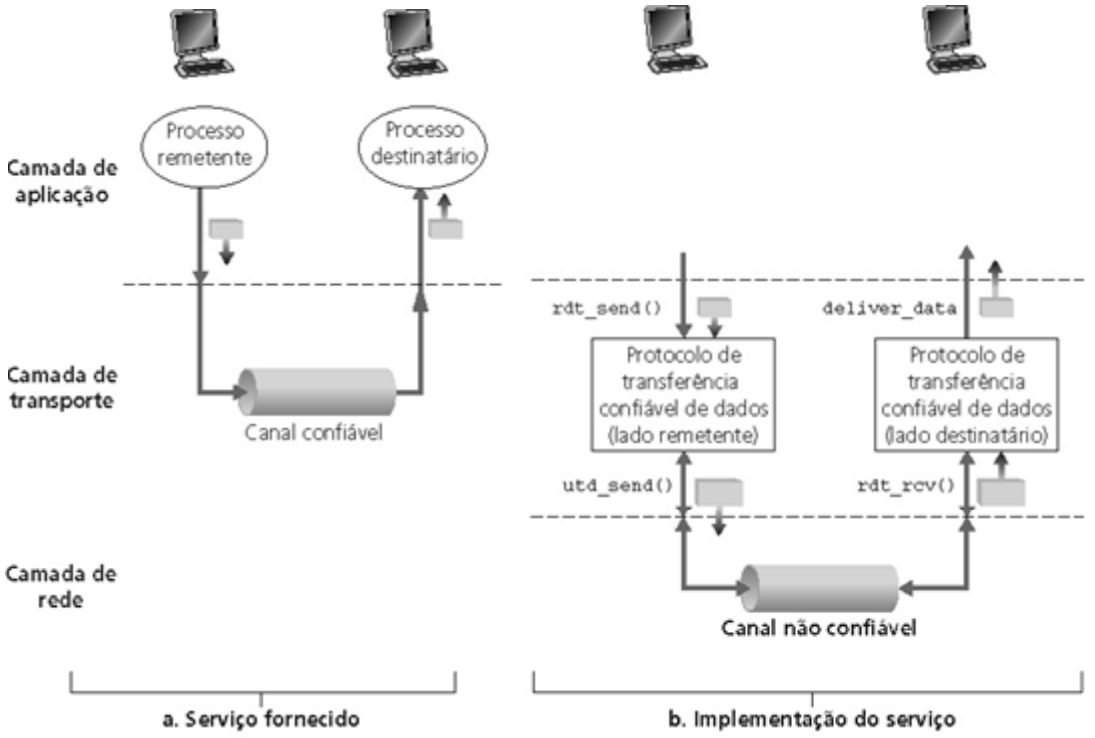
Note que: ao adicionar números, o transbordo (vai um - carryout) do bit mais significativo deve ser adicionado ao resultado, no destino, os dois números de 16 bits devem ser calculados novamente, o resultado deve ser somado com o campo "checksum" e o resultado deve ser todos os bits em "1", para segmento sem erros de bits.

Conteúdo do Capítulo 3

- 3.1 Introdução e serviços de 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
- 3.6 Princípios de controle de congestionamento
- 3.7 Controle de congestionamento no TCP

Princípios de Transferência confiável de dados (rdt)

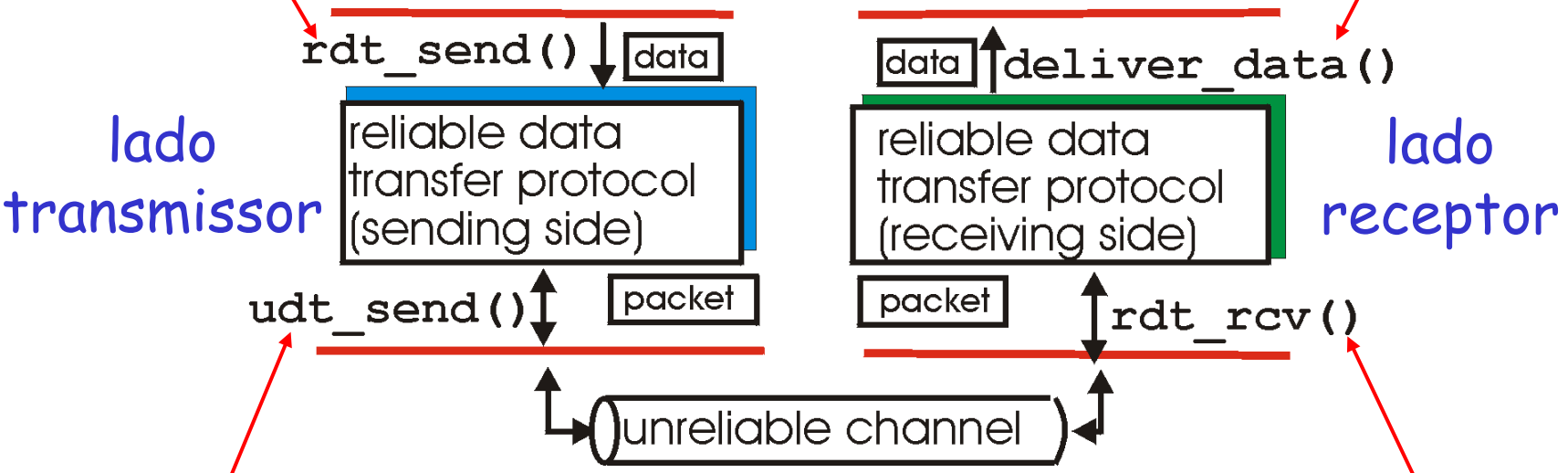
- importante nas camadas de transporte e de enlace
- na lista dos 10 tópicos mais importantes em redes!
- características do canal não confiável determinam a complexidade de um protocolo de transferência confiável de dados (rdt)



Transferência confiável (rdt –reliable data transfer): o ponto de partida

rdt_send(): chamada de cima, (ex.: pela apl.). Passa dados p/ serem entregues à camada sup. do receptor

deliver_data(): chamada pelo **rdt** para entregar dados p/ camada superior



udt_send(): chamada pelo **rdt** para transferir um pacotes para o receptor sobre um canal não confiável (unreliable data transfer)

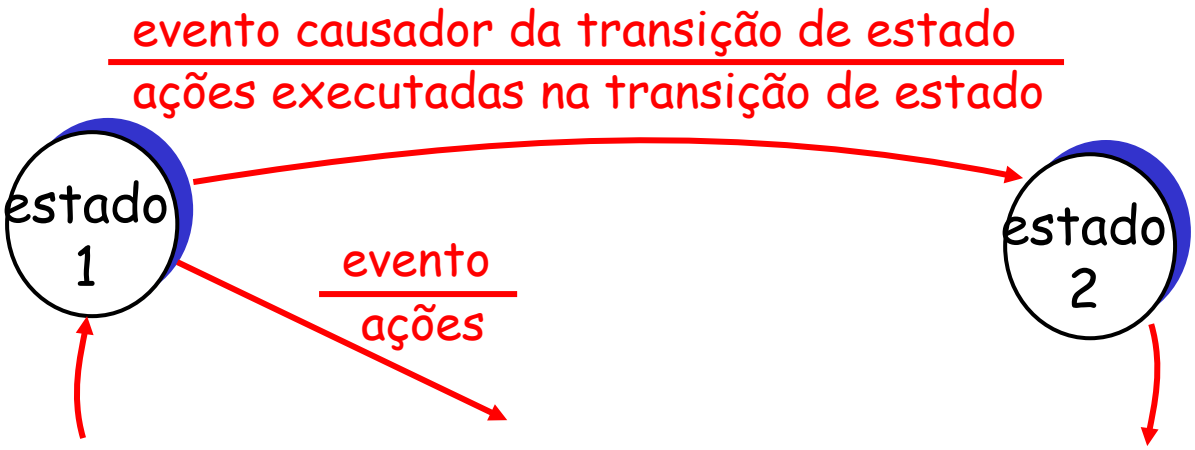
rdt_rcv(): chamada quando pacote chega no lado receptor do canal

Transferência confiável (rdt –reliable data transfer): o ponto de partida

Iremos:

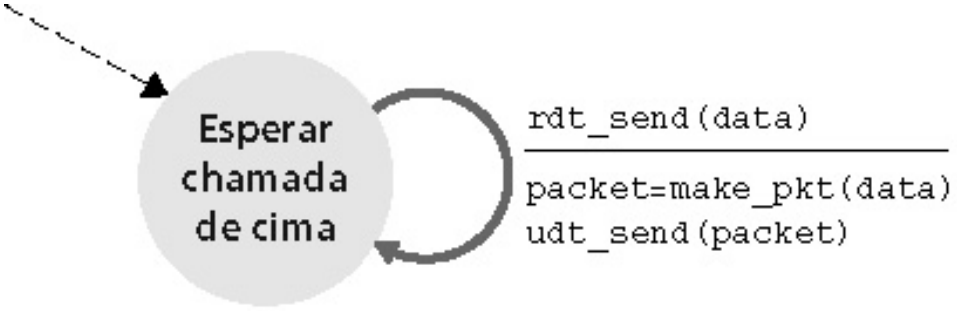
- desenvolver incrementalmente os lados transmissor e receptor de um protocolo confiável de transferência de dados (rdt)
- considerar apenas fluxo unidirecional de dados
  - mas info de controle flui em ambos os sentidos!
- Usar máquinas de estados finitos (FSM) p/ especificar os protocolos transmissor e receptor

estado: neste "estado" o próximo estado é determinado unicamente pelo próximo evento

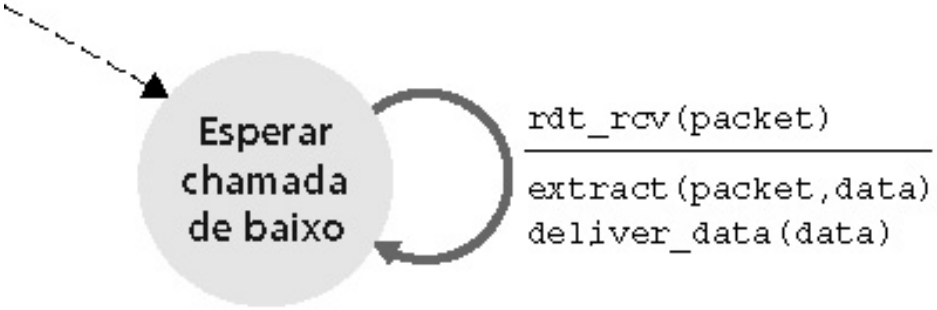


rdt1.0: transferência confiável sobre canais confiáveis

- canal de transmissão perfeitamente confiável
  - não há erros de bits
  - não há perda de pacotes
- FSMs separadas para transmissor e receptor:
  - transmissor envia dados pelo canal subjacente
  - receptor lê os dados do canal subjacente



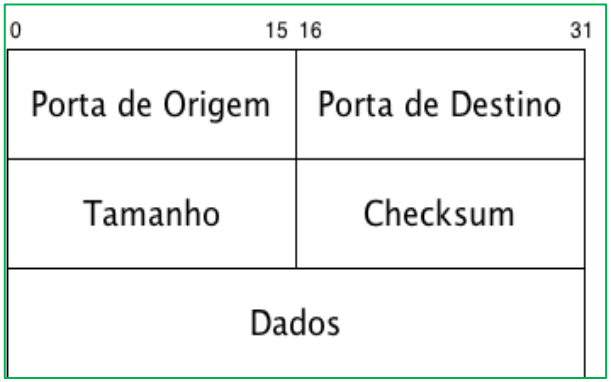
a. rdt1.0: lado remetente



b. rdt1.0: lado destinatário

rdt2.0: canal com erros de bits

- canal subjacente pode trocar valores dos bits num pacote
  - lembrete: *checksum* UDP pode detectar erros de bits
- *a questão:* como recuperar esses erros?

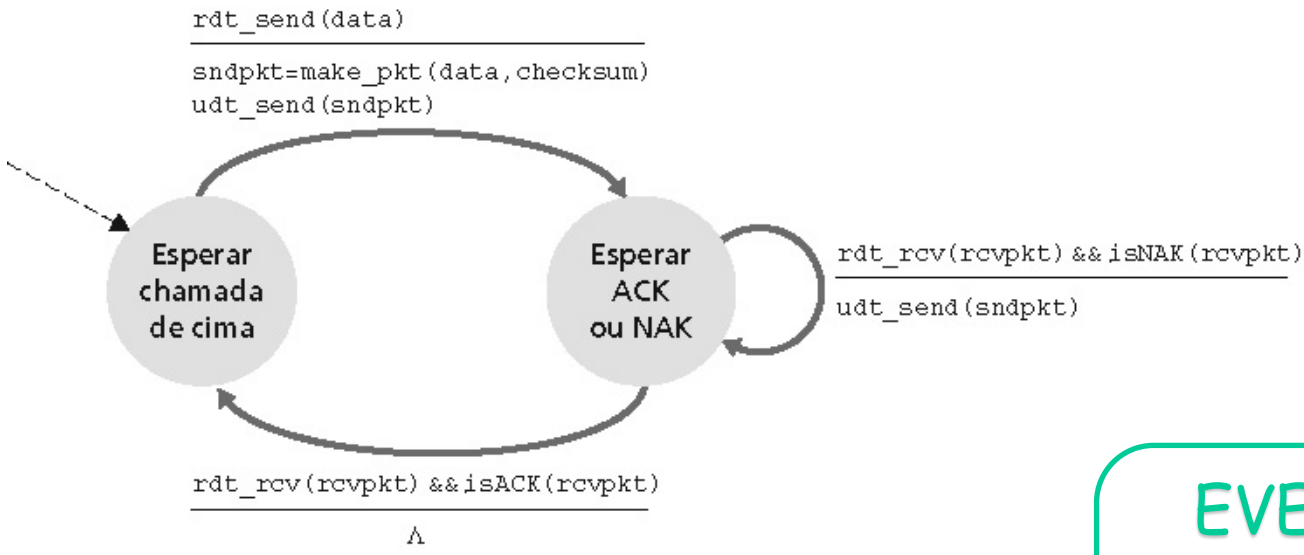


Como as pessoas recuperam "erros" durante uma conversa ?

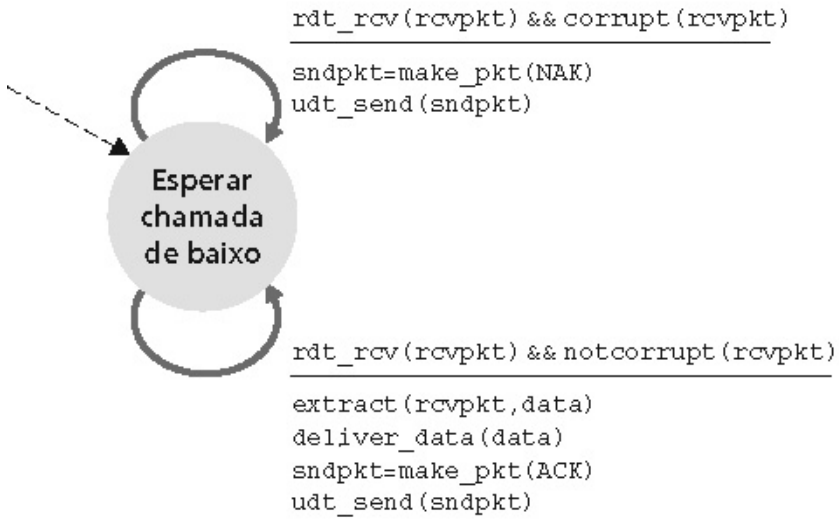
rdt2.0: canal com erros de bits

- canal subjacente pode trocar valores dos bits num pacote
  - lembre-se: checksum UDP pode detectar erros de bits
- *a questão:* como recuperar esses erros?
  - *reconhecimentos (ACKs):* receptor avisa explicitamente ao transmissor que o pacote foi recebido corretamente
  - *reconhecimentos negativos (NAKs):* receptor avisa explicitamente ao transmissor que o pacote tinha erros
  - transmissor reenvia o pacote ao receber um NAK
- novos mecanismos no `rdt2.0` (em relação ao `rdt1.0`):
  - detecção de erros
  - Realimentação (*feedback*): mensagens de controle (ACK,NAK) do receptor para o transmissor

rdt2.0: especificação da FSM



a. rdt2.0: lado remetente



b. rdt2.0: lado destinatário

EVENTO

AÇÃO

rdt2.0 tem uma falha fatal!

O que acontece se o ACK/NAK for corrompido?

- Transmissor não sabe o que se passou no receptor!
- não pode apenas retransmitir: possibilidade de pacotes duplicados

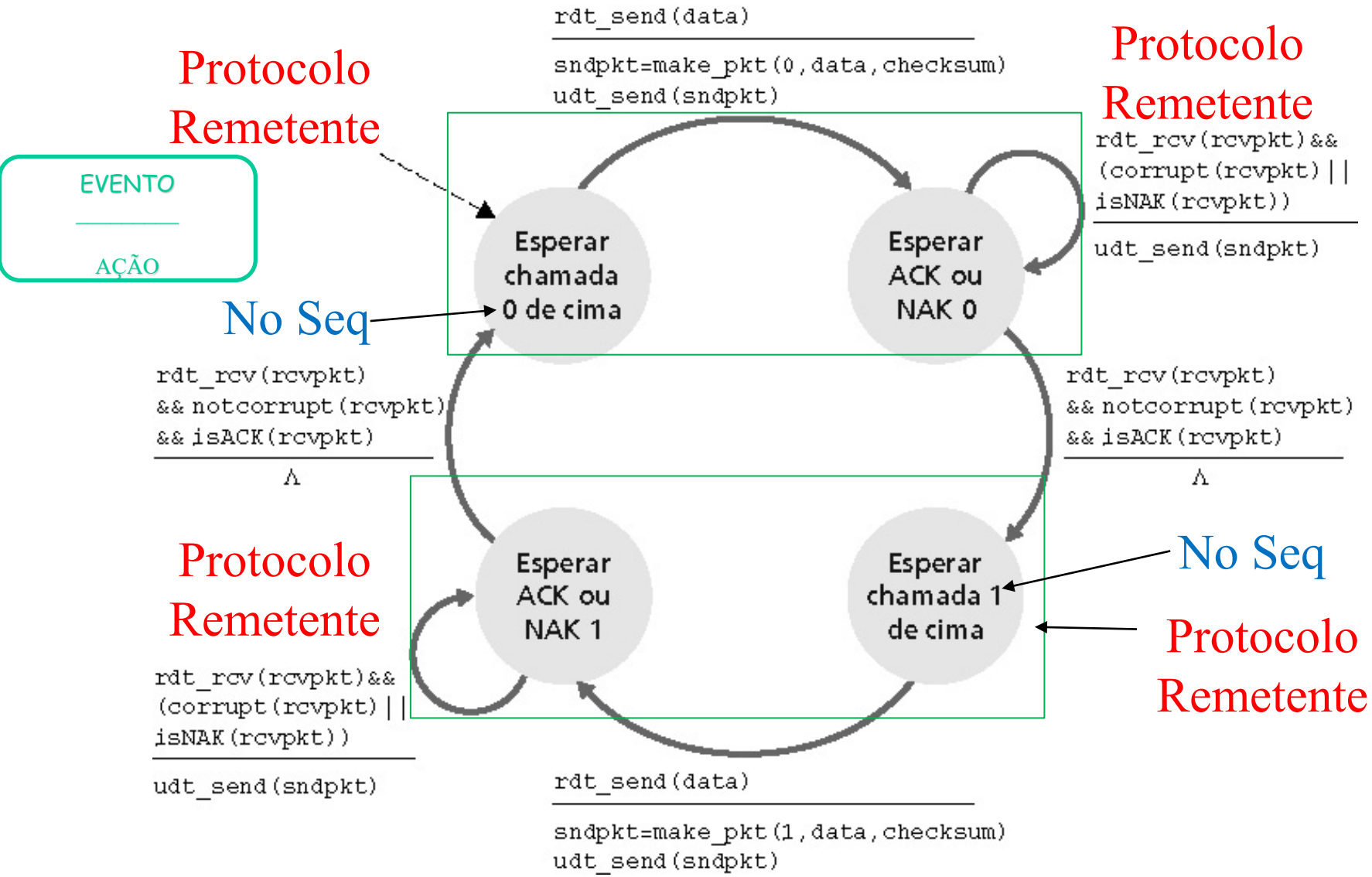
Lidando c/ duplicatas:

- transmissor retransmite o último pacote se ACK/NAK chegar com erro
- transmissor inclui *número de sequência* em cada pacote
- receptor descarta pct se no seq igual (não entrega a aplicação) pacotes duplicados

pare e espera (Stop and Wait)

Transmissor envia um pacote, e então aguarda resposta do receptor

rdt2.1: transmissor, trata ACK/NAKs corrompidos



rdt2.1: discussão (Canal corrompe os dados mas não perde pacote)

Transmissor:

- no. de seq no pacote
- bastam dois Nos. de seq. (0,1). Por quê?
  - Envia PCKT e espera
- deve verificar se ACK/NAK recebidos estão corrompidos
- duplicou o no. de estados
  - estado deve "lembrar" se pacote "esperado" deve ter no. de seq. 0 ou 1

Receptor:

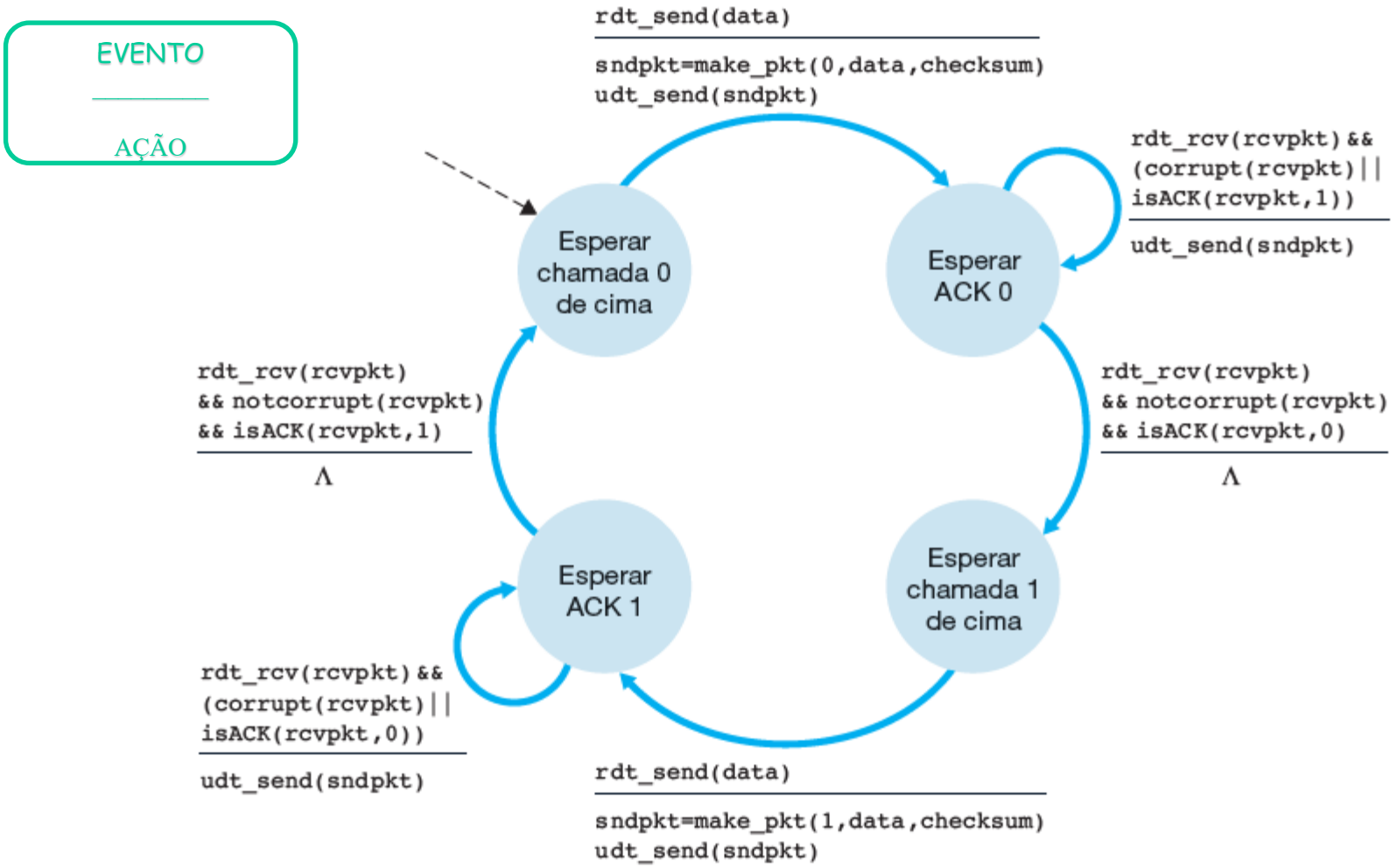
- deve verificar se o pacote recebido é uma duplicata
  - estado indica se no. de seq. esperado é 0 ou 1
- nota: receptor não tem como saber se último ACK/NAK foi recebido OK pelo transmissor

rdt2.2: um protocolo sem NAKs

- mesma funcionalidade do rdt2.1, usando apenas ACKs
- ao invés de NAK, receptor envia ACK para último pacote recebido sem erro
  - receptor deve incluir *explicitamente* no. de seq do pacote reconhecido
- ACKs duplicados no transmissor resultam na mesma ação do NAK: *retransmissão do pacote atual*

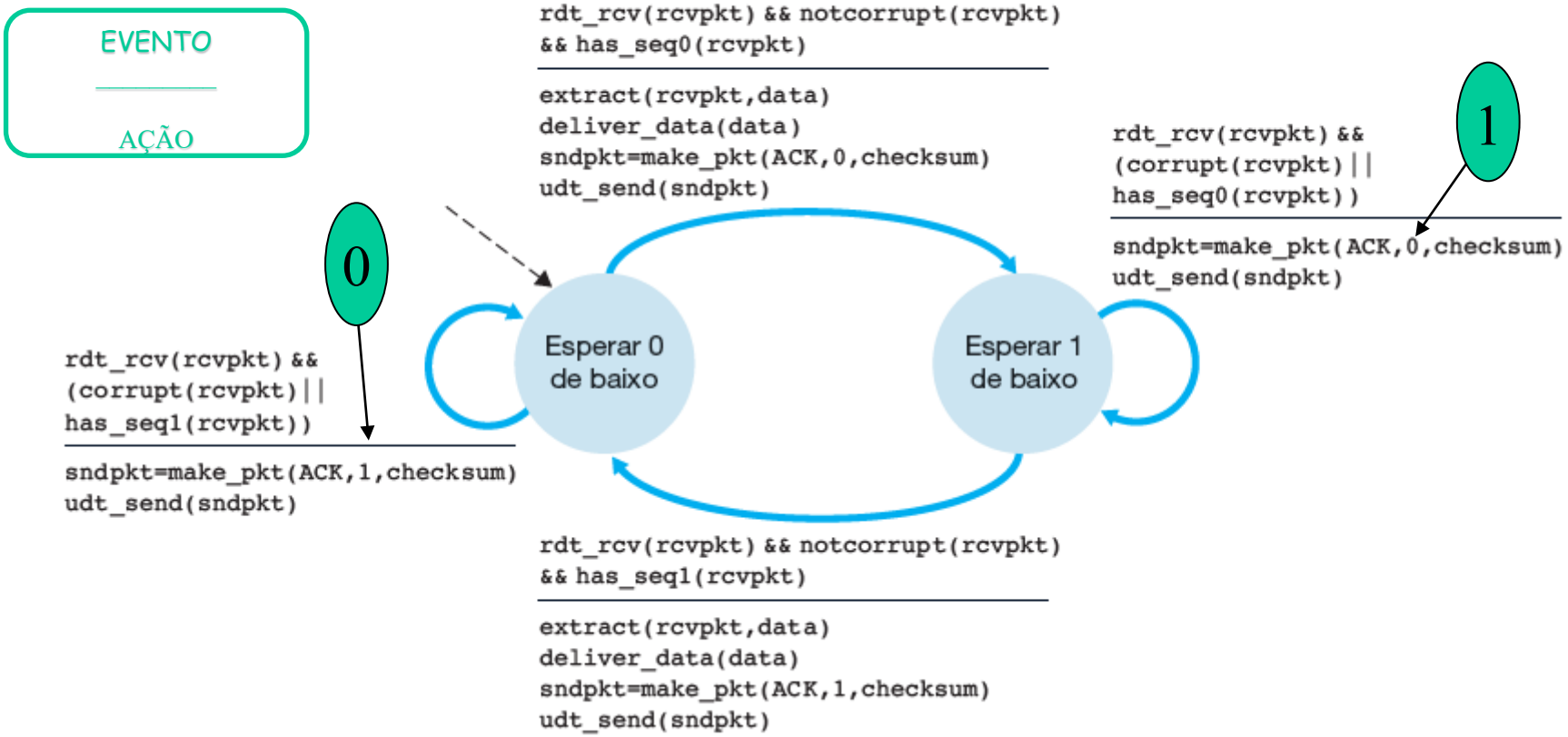
rdt2.2 do transmissor

FIGURA 3.13 `rdt2.2` **REMETENTE**



rdt2.2 do receptor

FIGURA 3.14 rdt2.2 **DESTINATÁRIO**

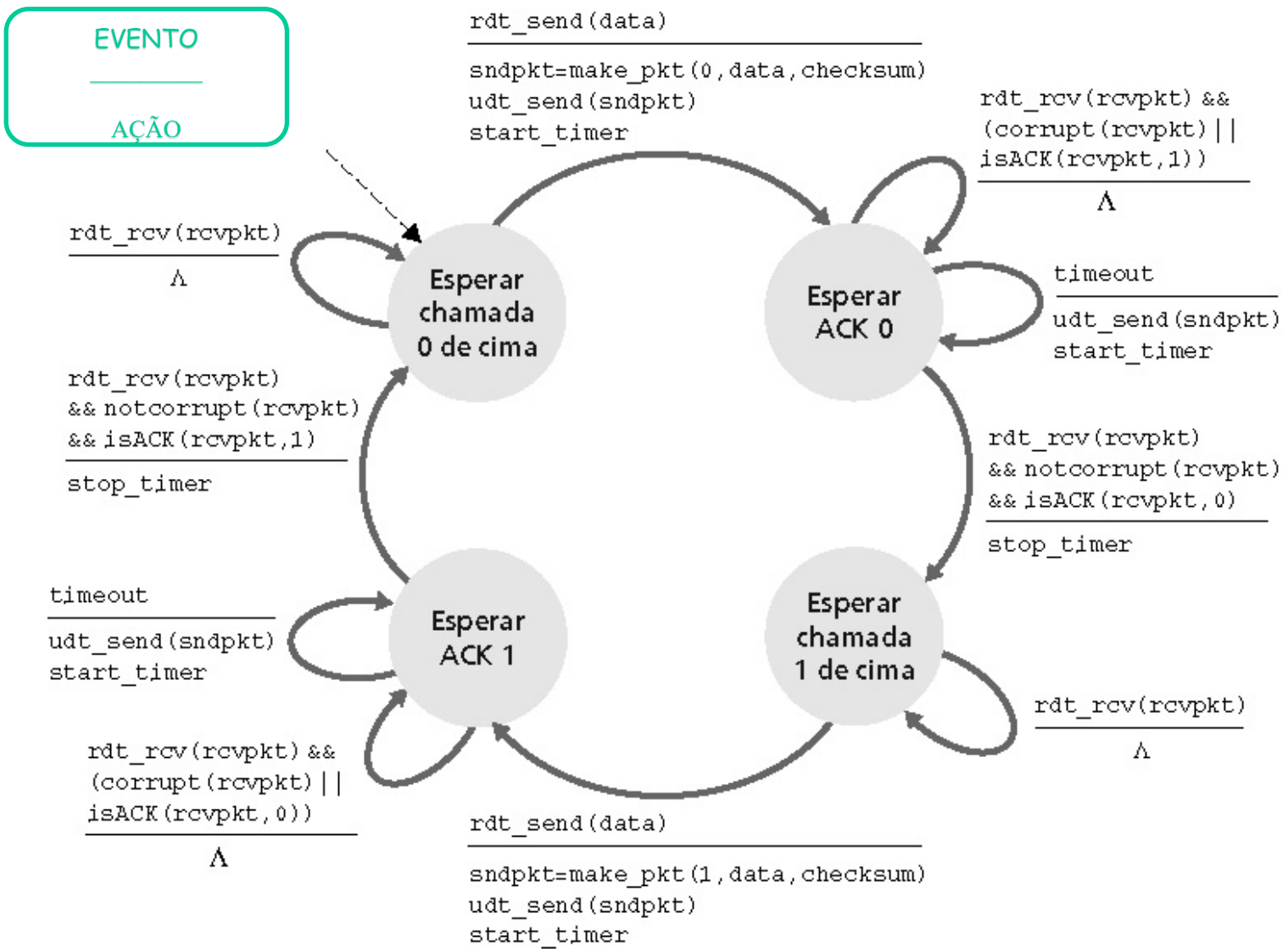


rdt3.0: canais com erros de bits e perdas de pacotes

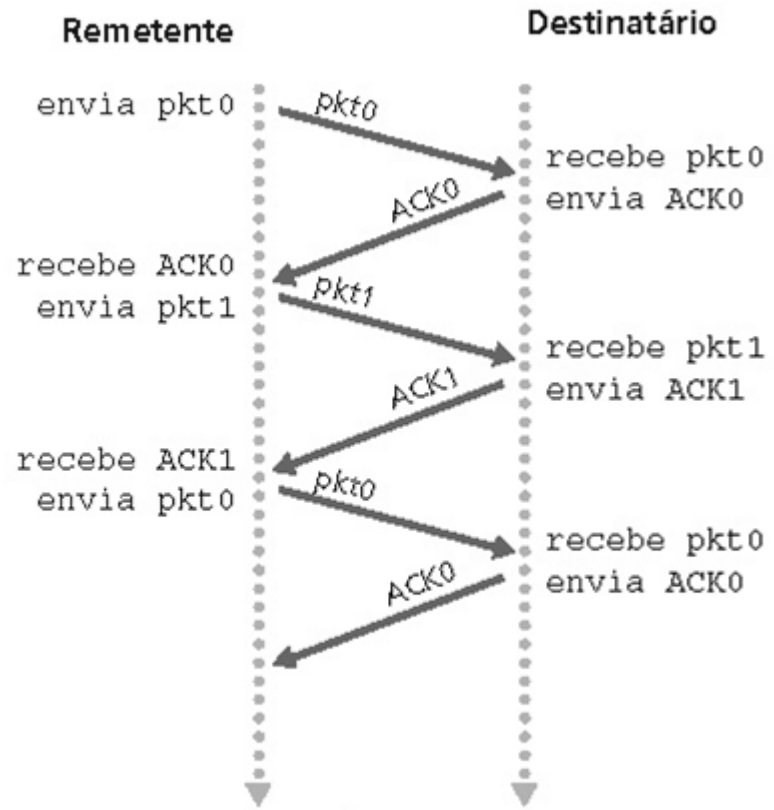
- Nova hipótese: canal de transmissão também pode perder pacotes (dados ou ACKs) além dos erros de bits.
  - checksum, no. de seq., ACKs, retransmissões podem ajudar, mas não são suficientes

- Abordagem: transmissor aguarda um tempo "razoável" pelo ACK
- requer um temporizador de contagem regressiva.
- retransmite se nenhum ACK for recebido neste intervalo
- se pacote (ou ACK) estiver apenas atrasado (e não perdido):
  - retransmissão será duplicada, mas uso de no. de seq. já cuida disto
  - receptor deve especificar no. de seq do pacote sendo reconhecido

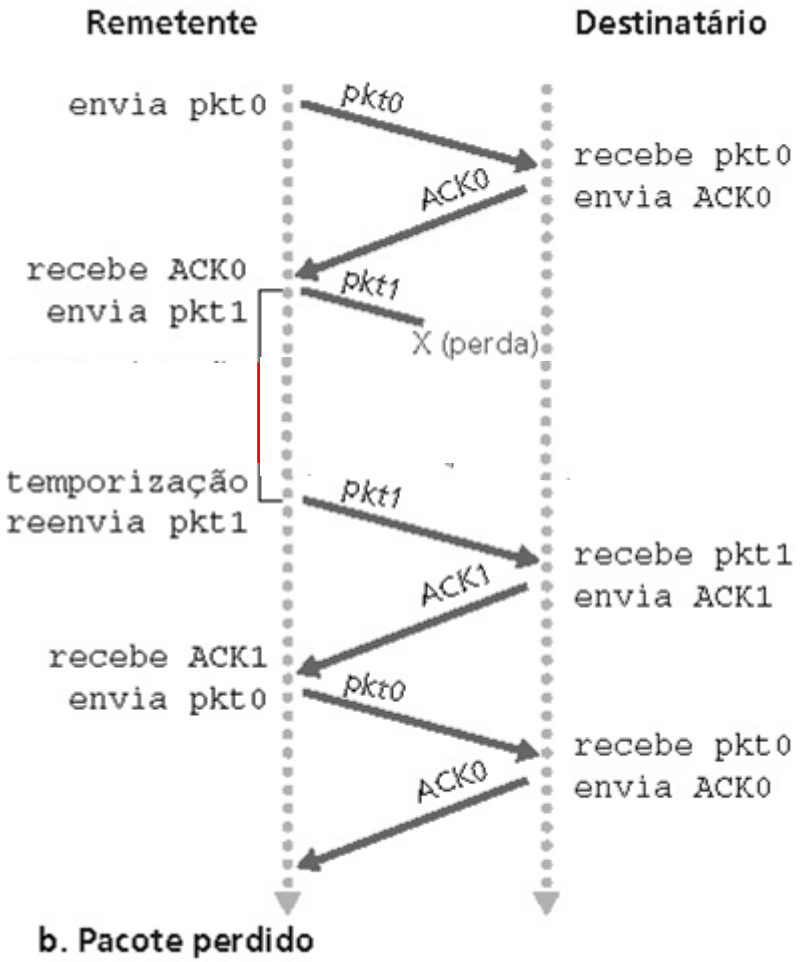
Transmissor rdt3.0



rdt3.0 em ação

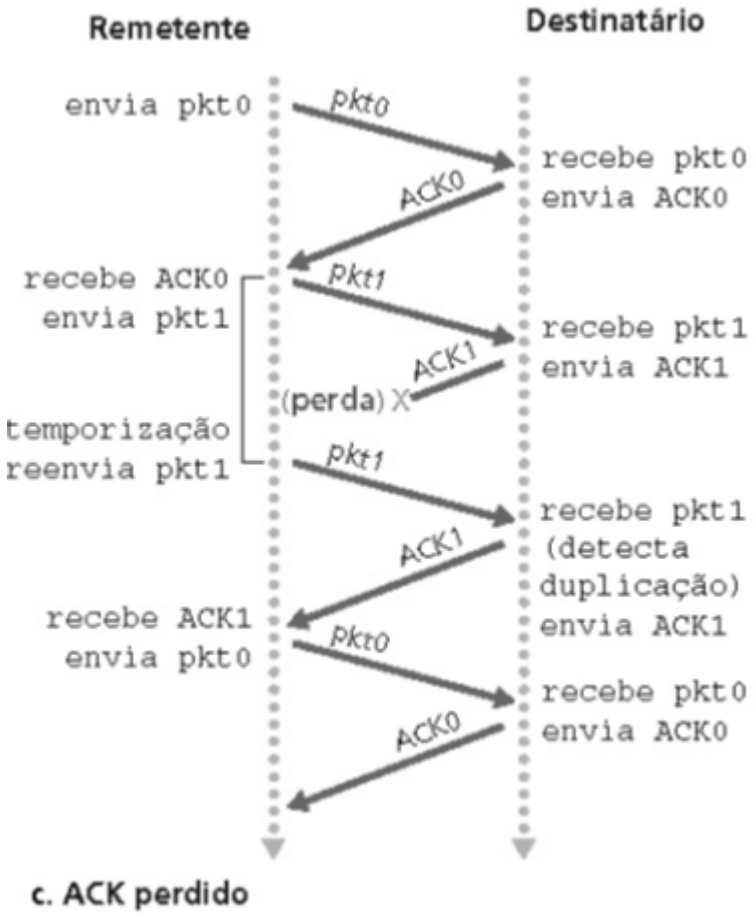


a. Operação sem perda

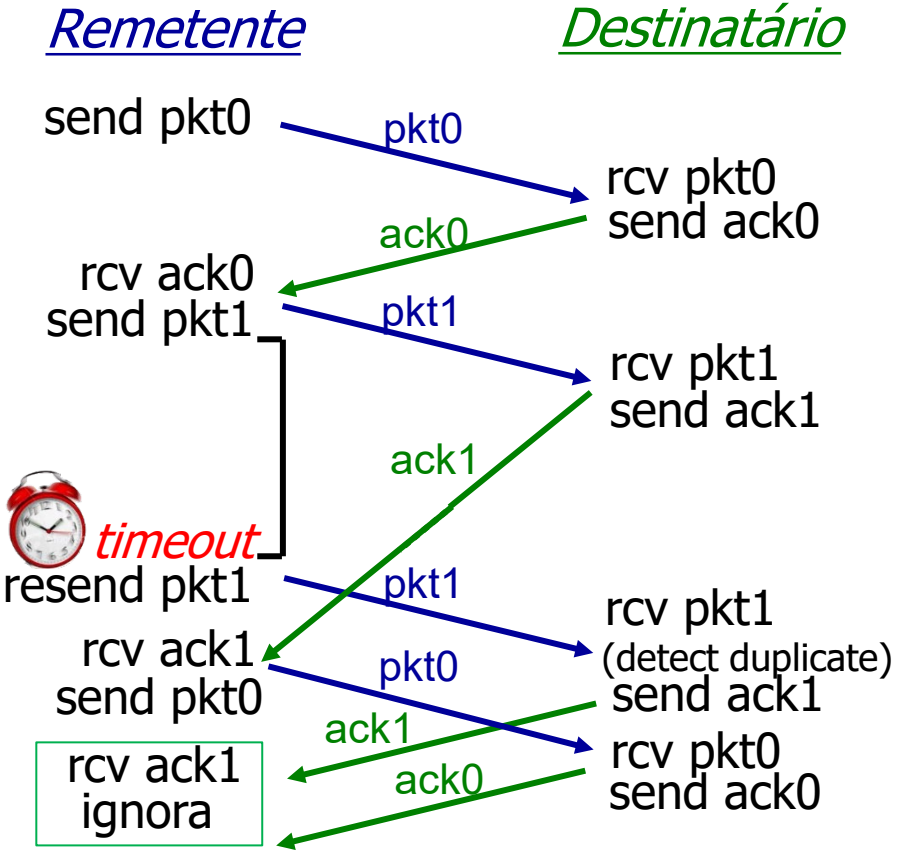


b. Pacote perdido

rdt3.0 em ação



c. ACK perdido



(d) retransmissão prematura

Desempenho do rdt3.0 (Stop and Wait)

- rdt3.0 funciona, porém seu desempenho é sofrível
- Exemplo: enlace de 1 Gbps (R), retardo fim a fim (A->B) de 15ms (RTT=2*delay), pacote (L) de 8000 bits:

$$d_{trans} = \frac{L}{R} = \frac{8000\text{bits}}{10^9\text{bps}} = 8\text{microsegundos} \rightarrow 0,008\ ms\ \text{(delay de Tx)}$$

- U_{remet}: utilização do remetente – fração do tempo que o remetente está ocupado enviando dados no canal.

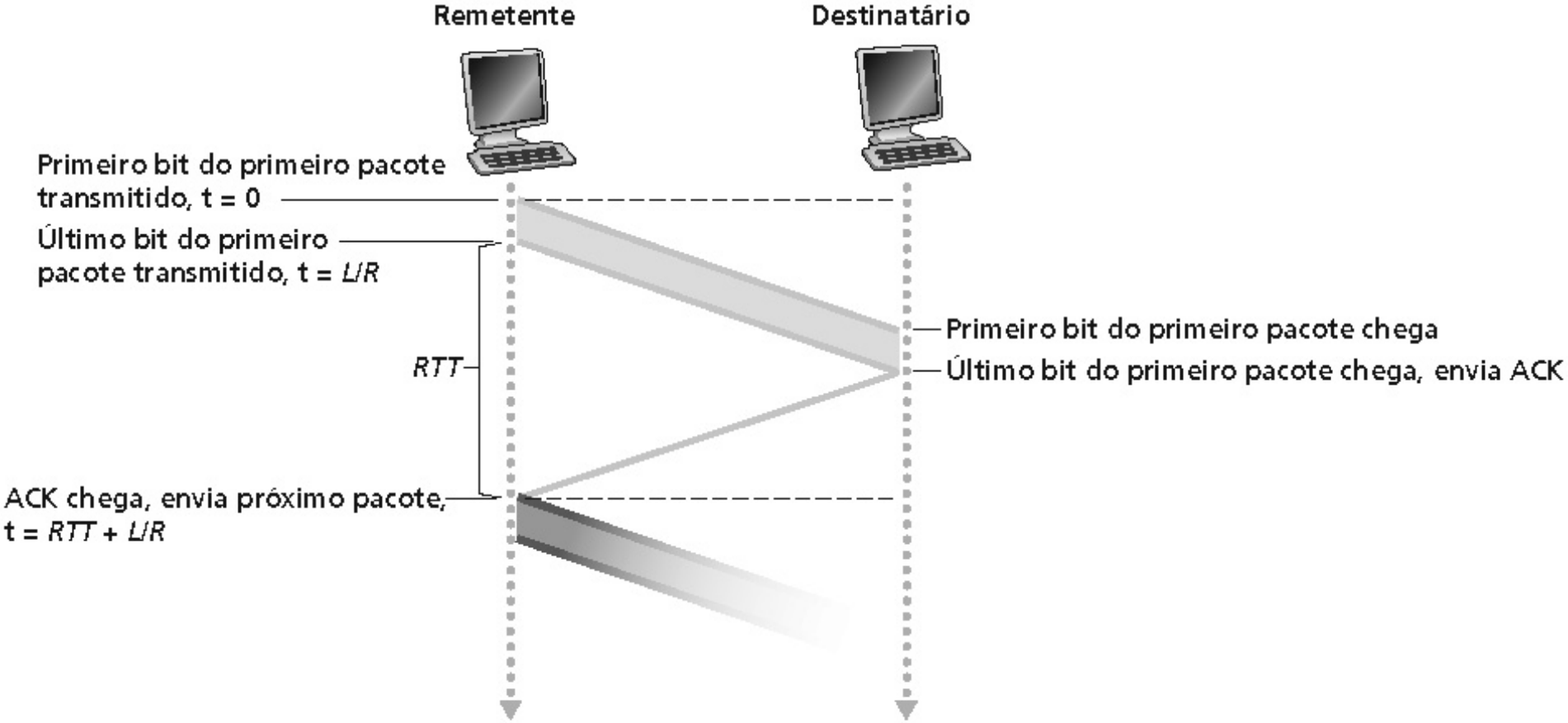
$$U_{sender} = \frac{L / R}{RTT + L / R} = \frac{0,008}{30,008} = 0,00026$$

0,0266 %

Tx pct de 8Kb a cada 30,008 mseg -> vazão de 266,60kb/seg num enlace de 1 Gbps

- protocolo de rede limita uso dos recursos físicos!

rdt3.0: Operação pare e espere

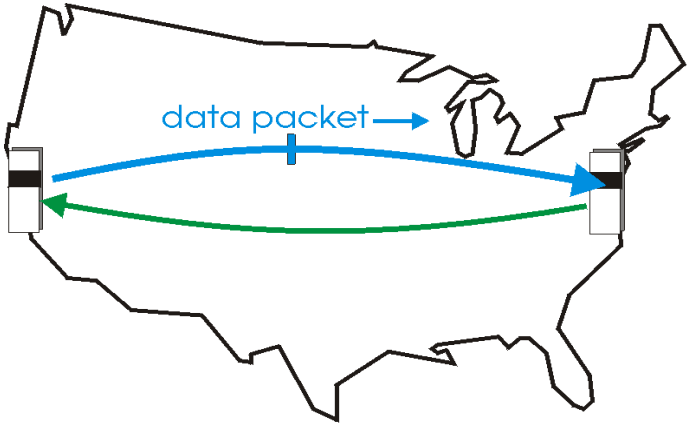


a. Operação pare e espere

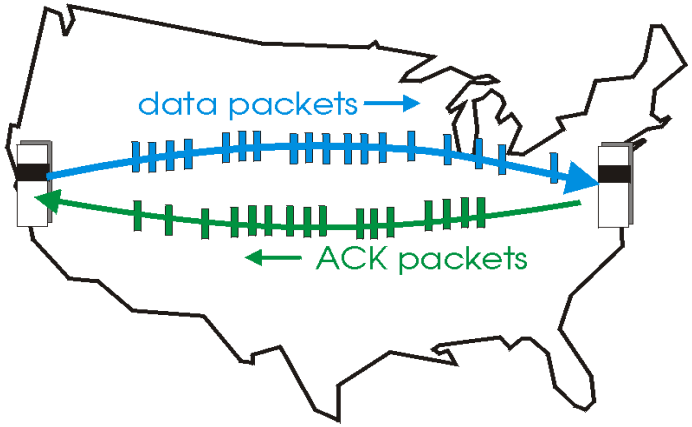
$$U_{\text{tx}} = \frac{L/R}{\text{RTT}+L/R} = \frac{0{,}008}{30{,}008} = 0{,}00026$$ ou seja 0,0266% de ocupação do canal.

Protocolos com paralelismo (*pipelining*)

- Paralelismo (*pipelining*): transmissor envia vários pacotes em sequência, todos esperando para serem reconhecidos
  - faixa de números de sequência deve ser aumentada
  - Armazenamento do protocolo no transmissor e/ou no receptor.(buffering)



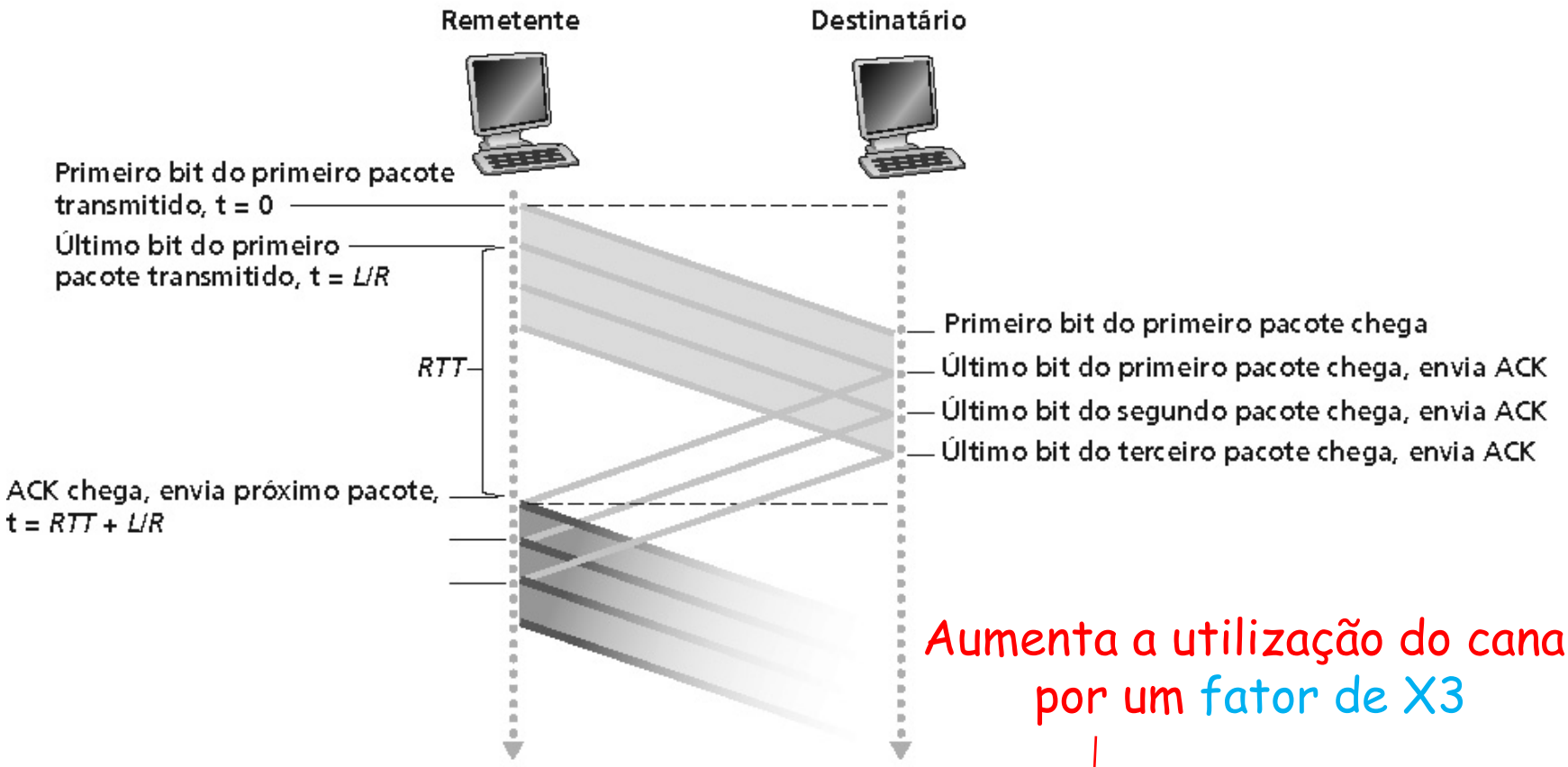
(a) operação do protocolo pare e espere



(a) operação do protocolo com paralelismo

- Duas formas genéricas de protocolos com paralelismo: *Go-back-N, retransmissão seletiva*

Paralelismo: aumento da utilização



b. Operação com paralelismo

Aumenta a utilização do canal por um fator de X3

$$U_{tx} = \frac{3 \times L/R}{\text{RTT} + L/R} = \frac{0{,}024}{30{,}008} = 0{,}00081$$

Protocolos com Paralelismo

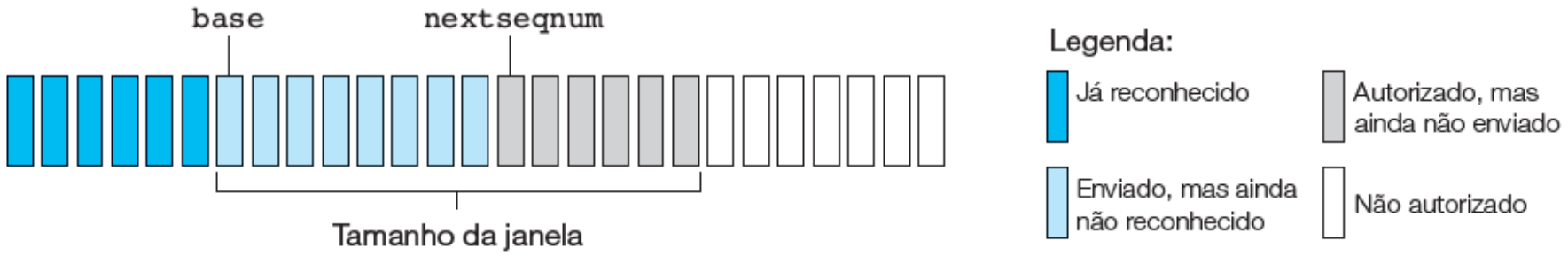
- Go-back-N: Visão Geral
- O transmissor pode ter até N pacotes (janela) não reconhecidos no "tubo" (pipeline)
- Receptor envia apenas acks cumulativos
  - Não reconhece pacote se houver falha de sequência (lacuna)
- Transmissor possui um temporizador para o pacote mais antigo ainda não reconhecido
  - Se o temporizador expirar, retransmite *todos* os pacotes da "janela" ainda não reconhecidos.

- Retransmissão seletiva: Visão Geral
- O transmissor pode ter até N pacotes não reconhecidos no "tubo"
- Receptor envia acks individuais para cada pacote
- Transmissor possui um temporizador para cada pacote ainda não reconhecido
  - Se o temporizador expirar, retransmite apenas o pacote correspondente.

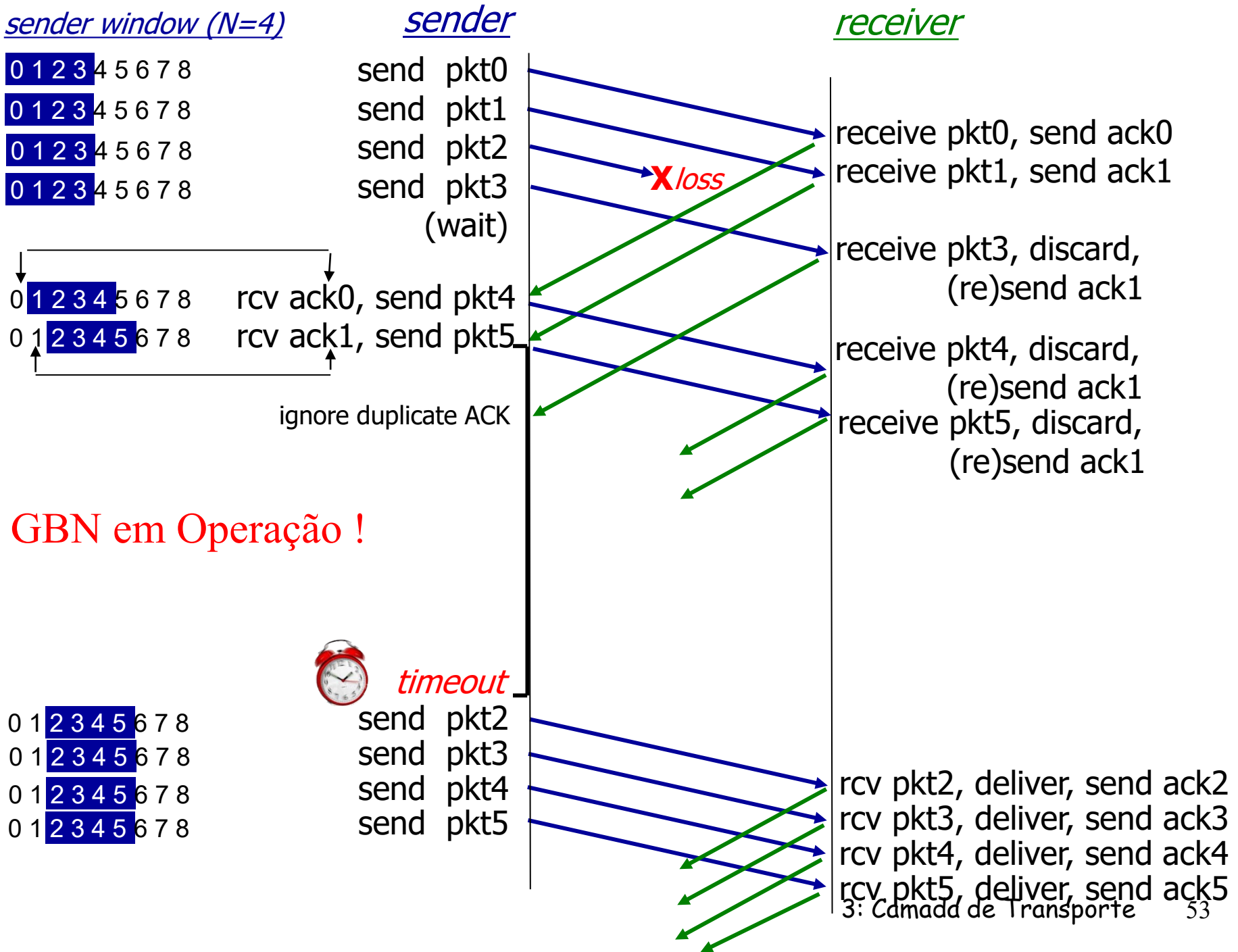
Go-back-N (GBN)

- Transmissor:
- no. de seq. de k-bits no cabeçalho do pacote
- admite "janela" de até N pacotes consecutivos não reconhecidos

FIGURA 3.19 VISÃO DO REMETENTE PARA OS NÚMEROS DE SEQUÊNCIA NO PROTOCOLO GO-BACK-N



- ACK(n): reconhece todos pacotes, até e inclusive no. de seq n - "ACK/reconhecimento cumulativo"
  - pode receber ACKs duplicados (veja receptor)
- temporizador para o pacote mais antigo ainda não confirmado
- *Estouro do temporizador (timeout(n)):* retransmite todos os pacotes pendentes.

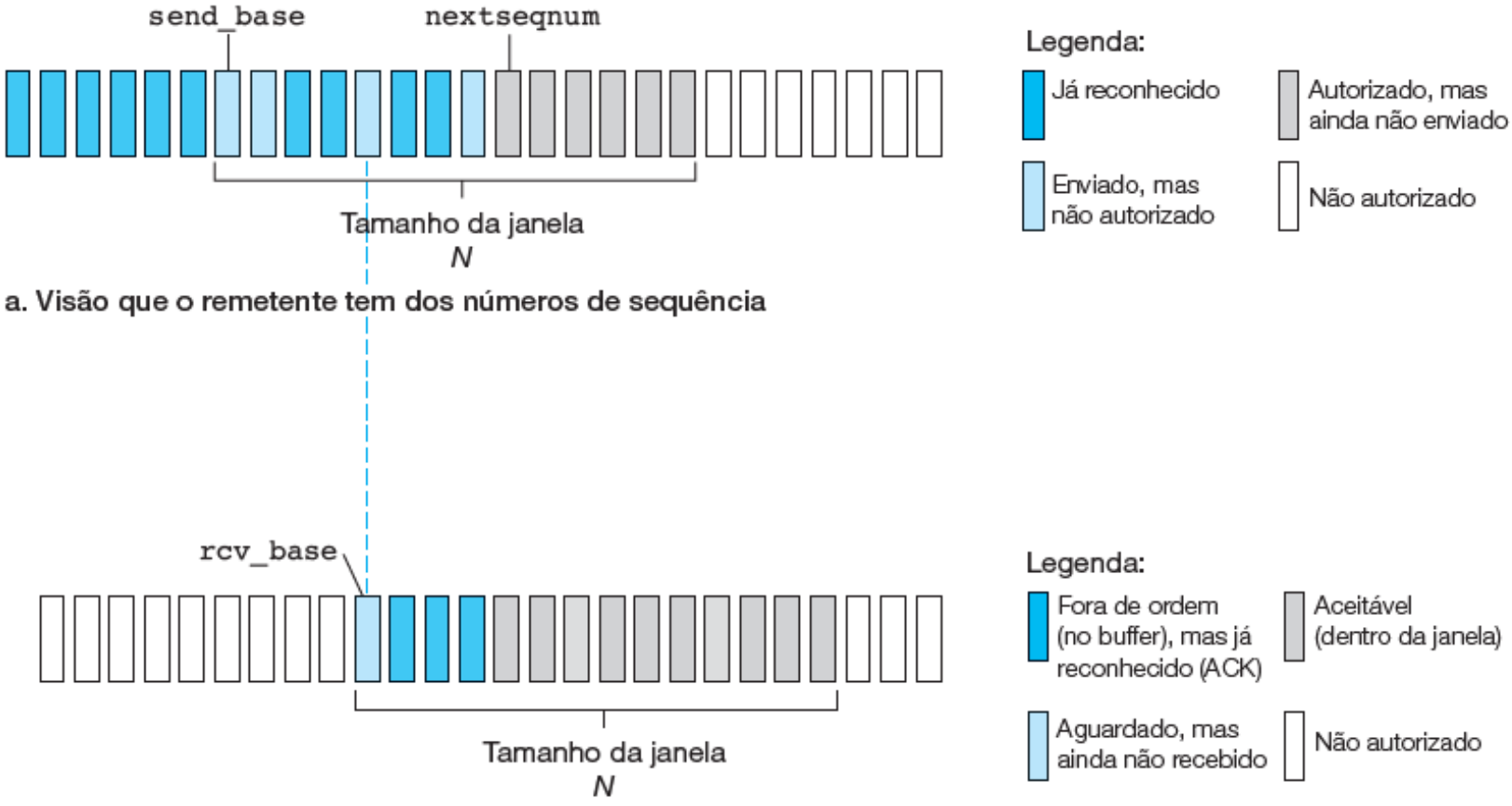

sender window (N=4)
sender
receiver
0 1 2 3 4 5 6 7 8
send pkt0
send pkt1
send pkt2
send pkt3
(wait)
loss
receive pkt0, send ack0
receive pkt1, send ack1
receive pkt3, discard,
(re)send ack1
rcv ack0, send pkt4
rcv ack1, send pkt5
receive pkt4, discard,
(re)send ack1
ignore duplicate ACK
receive pkt5, discard,
(re)send ack1
GBN em Operação !
timeout
send pkt2
send pkt3
send pkt4
send pkt5
rcv pkt2, deliver, send ack2
rcv pkt3, deliver, send ack3
rcv pkt4, deliver, send ack4
rcv pkt5, deliver, send ack5

Retransmissão seletiva

- receptor reconhece *individualmente* todos os pacotes recebidos corretamente
  - armazena pacotes no buffer, conforme necessário, para posterior entrega em ordem à camada superior
- transmissor apenas reenvia pacotes para os quais um ACK não foi recebido
  - temporizador de remetente para cada pacote sem ACK
- janela de transmissão
  - N números de sequência consecutivos
  - outra vez limita números de sequência de pacotes enviados, mas ainda não reconhecidos (sem ACK)

Retransmissão seletiva: janelas do transmissor e do receptor

FIGURA 3.23 VISÕES QUE OS PROTOCOLOS SR REMETENTE E DESTINATÁRIO TÊM DO ESPAÇO DE NÚMERO DE SEQUÊNCIA



a. Visão que o remetente tem dos números de sequência

b. Visão que o destinatário tem dos números de sequência

Retransmissão seletiva

transmissor

dados de cima:

- se próx. no. de seq (n) disponível estiver na janela, envia o pacote e liga temporizador(n)

estouro do temporizador(n):

- reenvia pacote n, reinicia temporizador(n)

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

- marca pacote n como "recebido"
- se n for menor pacote não reconhecido, avança base da janela ao próx. no. de seq não reconhecido

receptor

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

- envia ACK(n)
- fora de ordem: armazena
- em ordem: entrega (tb. entrega pacotes armazenados em ordem), avança janela p/ próxima pacote ainda não recebido

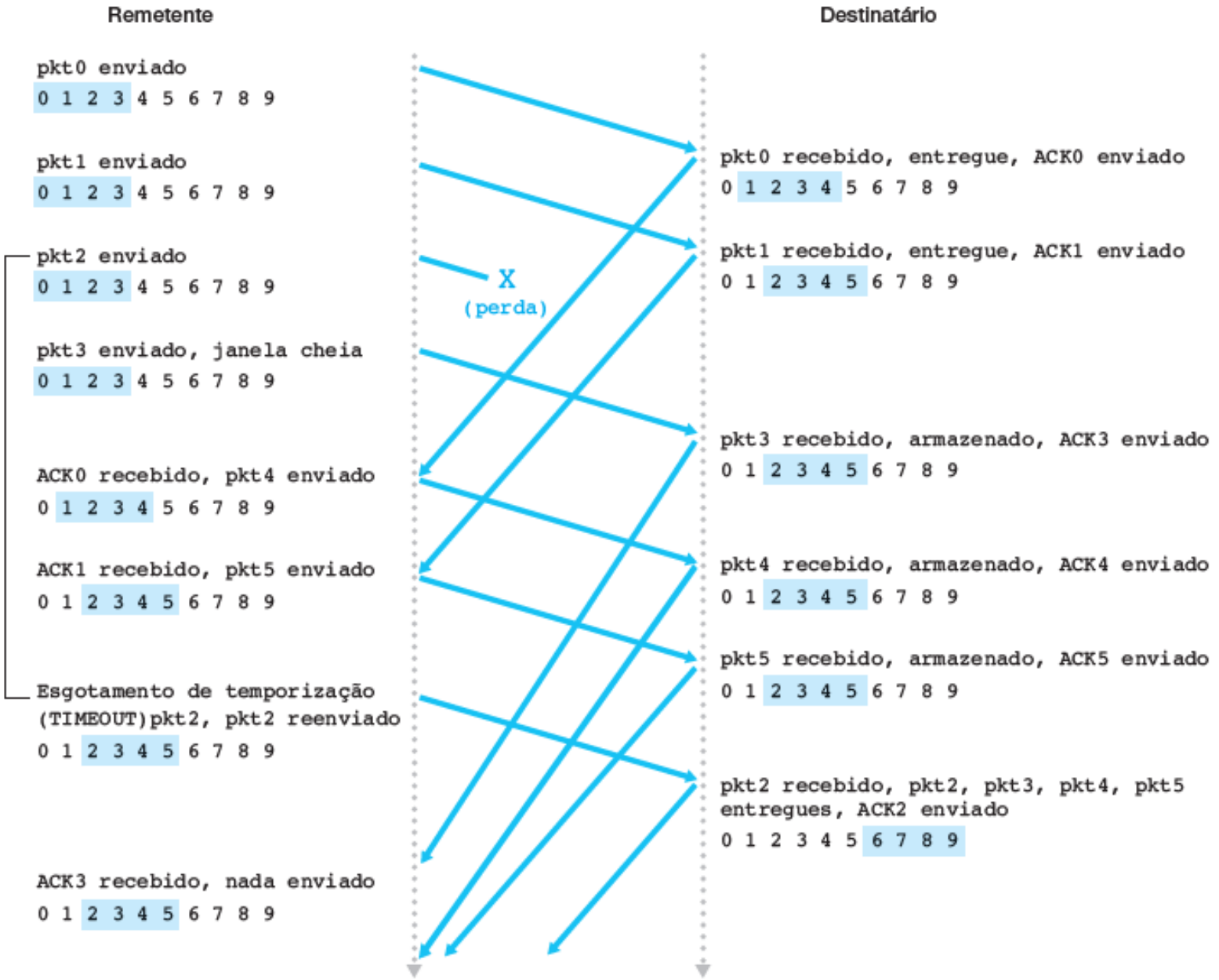
pacote n em [rcvbase-N,rcvbase-1]

- ACK(n)

senão:

- ignora

Retransmissão seletiva em ação



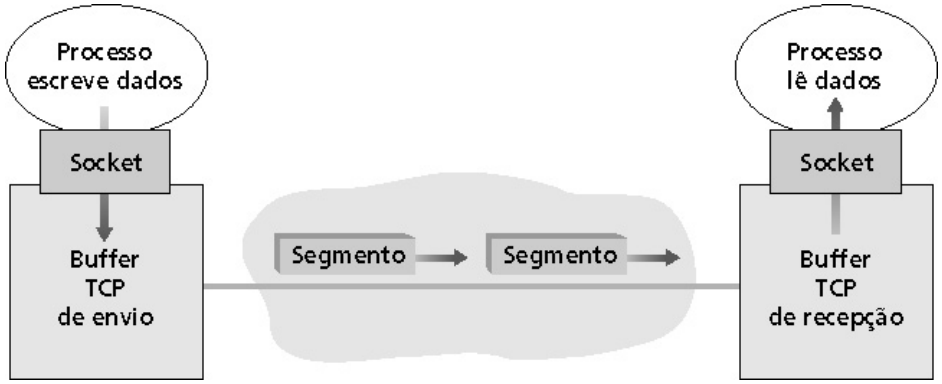
Conteúdo do Capítulo 3

- 3.1 Introdução e serviços de 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 do 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

- Comunicação ponto a ponto:
  - um processo no transmissor e um no receptor
- fluxo de bytes, ordenados, confiável:
  - Cadeia de bytes de dados (não é estruturado em msgs) ordenados e encapsulados em IP.
- com paralelismo (*pipelined*):
  - tam. da janela deslizante ajustado por controle de fluxo e congestionamento do TCP



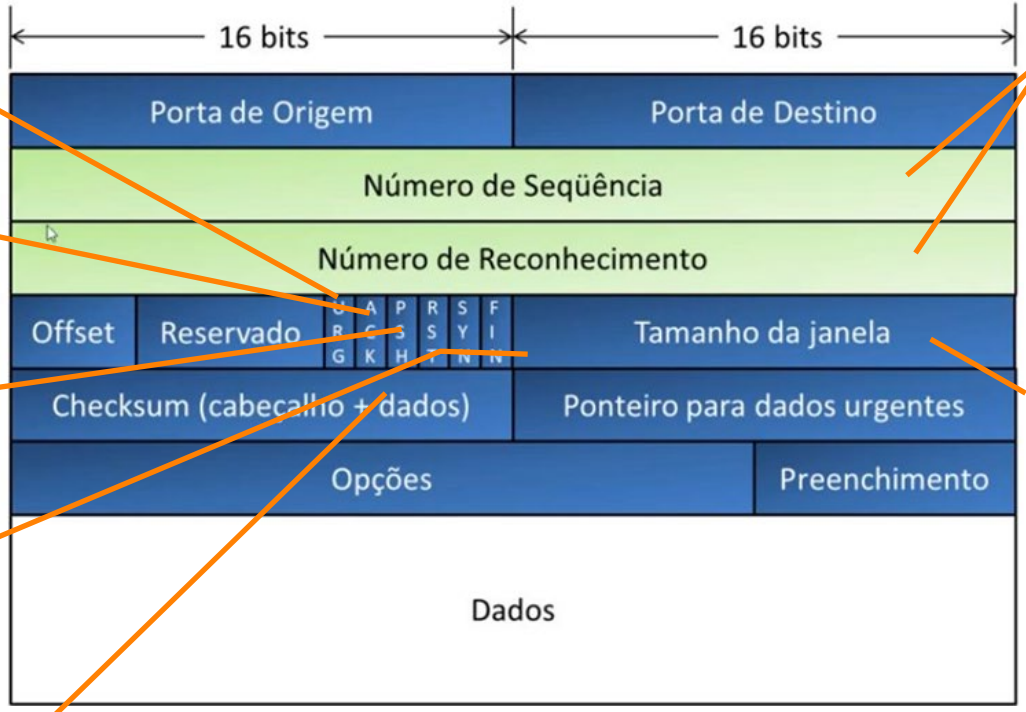
- transmissão full duplex:
  - fluxo de dados bi-direcional na mesma conexão
  - MSS: tamanho máximo de dados da aplicação encapsulados no segmento (maximum segment size)
  - **MSS = 1500 (MTU) - 20 (cabeçalho TCP) - 20 (cabeçalho IP) = 1460 bytes**
- orientado a conexão:
  - *handshaking* (troca de msgs de controle) inicia estado do transmissor e do receptor antes da troca de dados
- fluxo controlado:
  - receptor não será afogado pelo transmissor (Controle de fluxo)
  - Controle de Congestionamento (Rede)

TCP: Visão geral RFCs: 793, 1122, 1323, 2018, 2581

TABELA 3.1 RESUMO DE MECANISMOS DE TRANSFERÊNCIA CONFIÁVEL DE DADOS E SUA UTILIZAÇÃO

Mecanismo	Uso, comentários
Soma de verificação	Usada para detectar erros de bits em um pacote transmitido.
Temporizador	Usado para controlar a temporização/retransmissão de um pacote, possivelmente porque o pacote (ou seu ACK) foi perdido dentro do canal. Como pode ocorrer esgotamento de temporização quando um pacote está atrasado, mas não perdido (esgotamento de temporização prematuro), ou quando um pacote foi recebido pelo destinatário mas o ACK remetente-destinatário foi perdido, um destinatário pode receber cópias duplicadas de um pacote.
Número de sequência	Usado para numeração sequencial de pacotes de dados que transitam do remetente ao destinatário. Lacunas nos números de sequência de pacotes recebidos permitem que o destinatário detecte um pacote perdido. Pacotes com números de sequência duplicados permitem que o destinatário detecte cópias duplicadas de um pacote.
Reconhecimento	Usado pelo destinatário para avisar o remetente que um pacote ou conjunto de pacotes foi recebido corretamente. Reconhecimentos normalmente portam o número de sequência do pacote, ou pacotes, que estão sendo reconhecidos. Reconhecimentos podem ser individuais ou cumulativos, dependendo do protocolo.
Reconhecimento negativo	Usado pelo destinatário para avisar o remetente que um pacote não foi recebido corretamente. Reconhecimentos negativos normalmente portam o número de sequência do pacote que não foi recebido corretamente.
Janela, paralelismo	O remetente pode ficar restrito a enviar somente pacotes com números de sequência que caiam dentro de uma determinada faixa. Permitindo que vários pacotes sejam transmitidos, ainda que não reconhecidos, a utilização do remetente pode ser aumentada em relação ao modo de operação pare e espere. Em breve veremos que o tamanho da janela pode ser estabelecido com base na capacidade de o destinatário receber e fazer buffer de mensagens ou no nível de congestionamento na rede, ou em ambos.

Estrutura do segmento TCP



URG: dados urgentes (pouco usado)

ACK: campo de ACK é válido

PSH: produz envio de dados (pouco usado)

RST, SYN, FIN: estabelec. de conexão (comandos de criação e término)

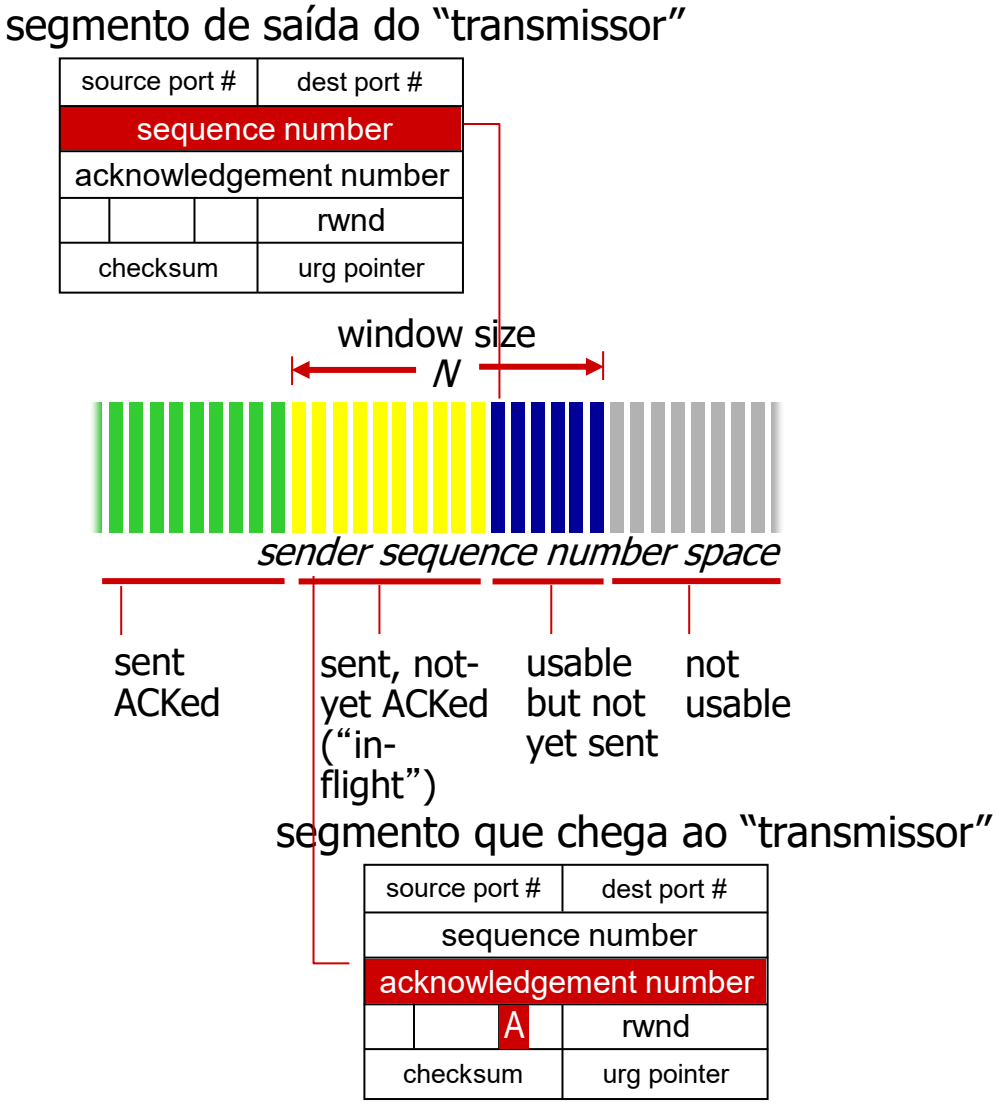
Internet checksum (como no UDP)

contagem por Cadeia de bytes de dados (não segmentos!)

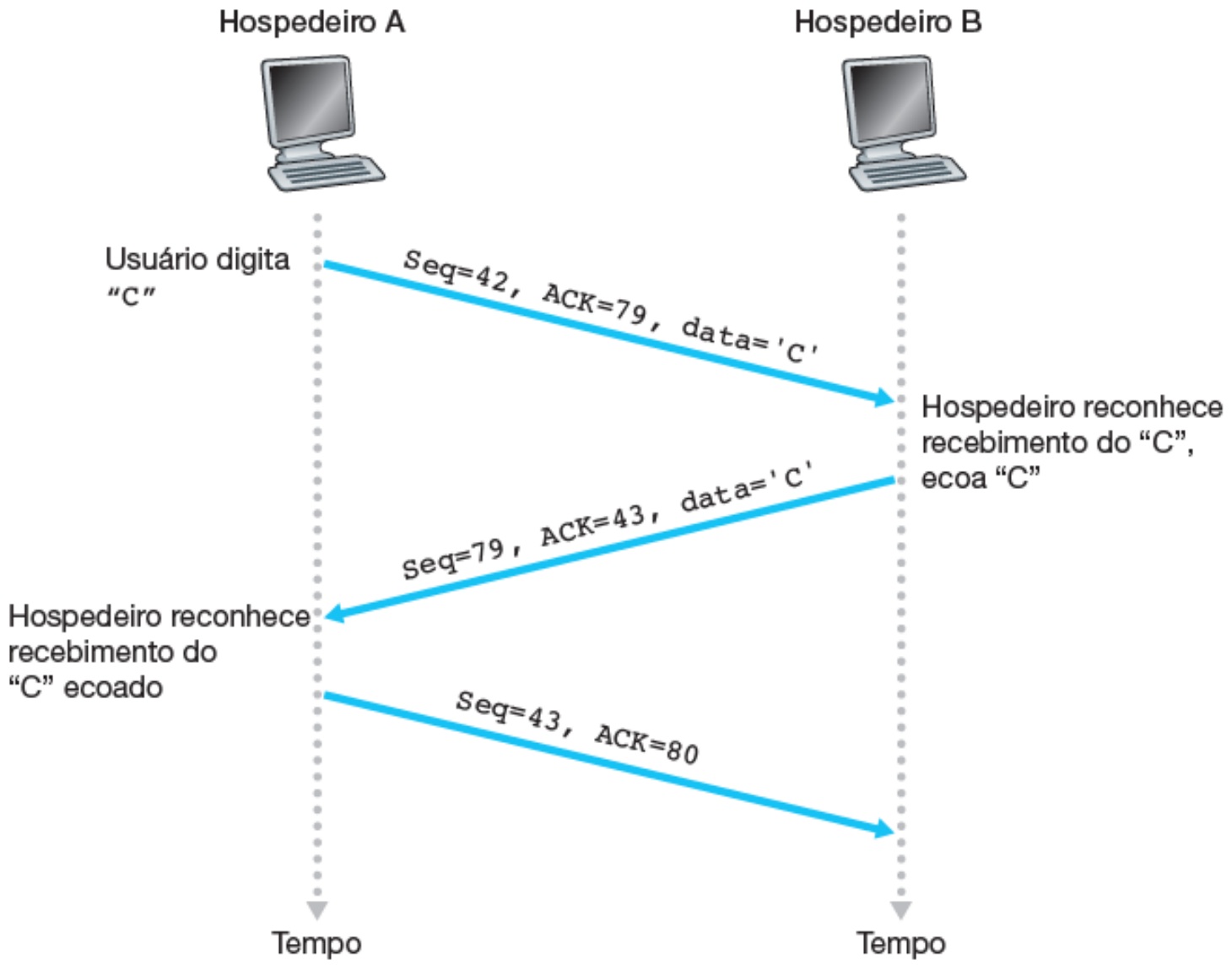
número de bytes receptor está pronto para aceitar

TCP: nos. de seq. e ACKs

- Nos. de seq.:
  - "número"dentro do fluxo de bytes do primeiro byte de dados do segmento
- ACKs:
  - no. de seq do próx. byte esperado do outro lado
  - ACK cumulativo
- P: como receptor trata segmentos fora da ordem?
  - R: especificação do TCP omissa - deixado a cargo do implementador (mas geralmente ordena no buffer do TCP)



TCP: nos. de seq. e ACKs no Telnet



cenário telnet simples

TCP: tempo de viagem de ida e volta (RTT – *Round Trip Time*) e Temporização

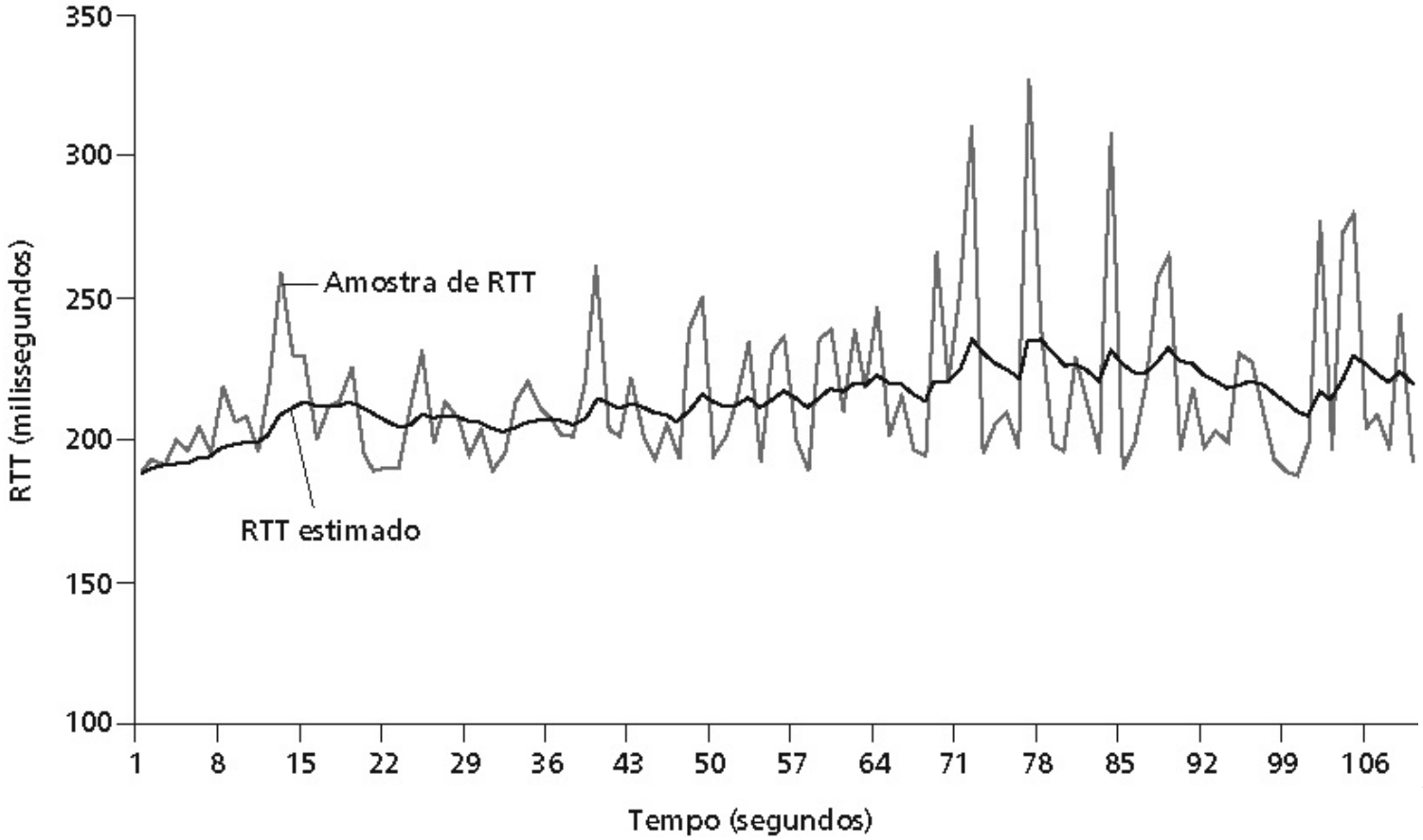
- P: como escolher o valor do temporizador TCP?
- maior que o RTT
  - mas o RTT varia
- *muito curto:* temporização prematura
  - retransmissões desnecessárias
- *muito longo:* reação demorada à perda de segmentos

- P: como estimar RTT?
- **SampleRTT:** tempo medido entre a transmissão do segmento e o recebimento do ACK correspondente
  - Não considera retransmissões
- **SampleRTT** varia de forma rápida, é desejável um "amortecedor" para a estimativa do RTT
  - usa várias medições recentes, não apenas o último **SampleRTT** obtido

TCP: Tempo de Resposta (RTT) e Temporização

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

- média móvel exponencialmente ponderada
- influência de cada amostra diminui exponencialmente com o tempo
- valor típico de α = 0,125



TCP: Tempo de Resposta (RTT) e Temporização

Escolhendo o intervalo de temporização

- **EstimatedRTT** mais uma "margem de segurança"
  - grandes variações no **EstimatedRTT**
    -> maior margem de segurança
- primeiro estimar o quanto a SampleRTT se desvia do EstimatedRTT:

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

(valor típico de β = 0,25)

- Então, ajusta o temporizador para:

$$\mathbf{TimeoutInterval} = \mathbf{EstimatedRTT} + 4 * \mathbf{DevRTT}$$

RTT estimado

"margem de segurança"

Conteúdo do Capítulo 3

- 3.1 Introdução e serviços de 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 do 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 de dados confiável do TCP

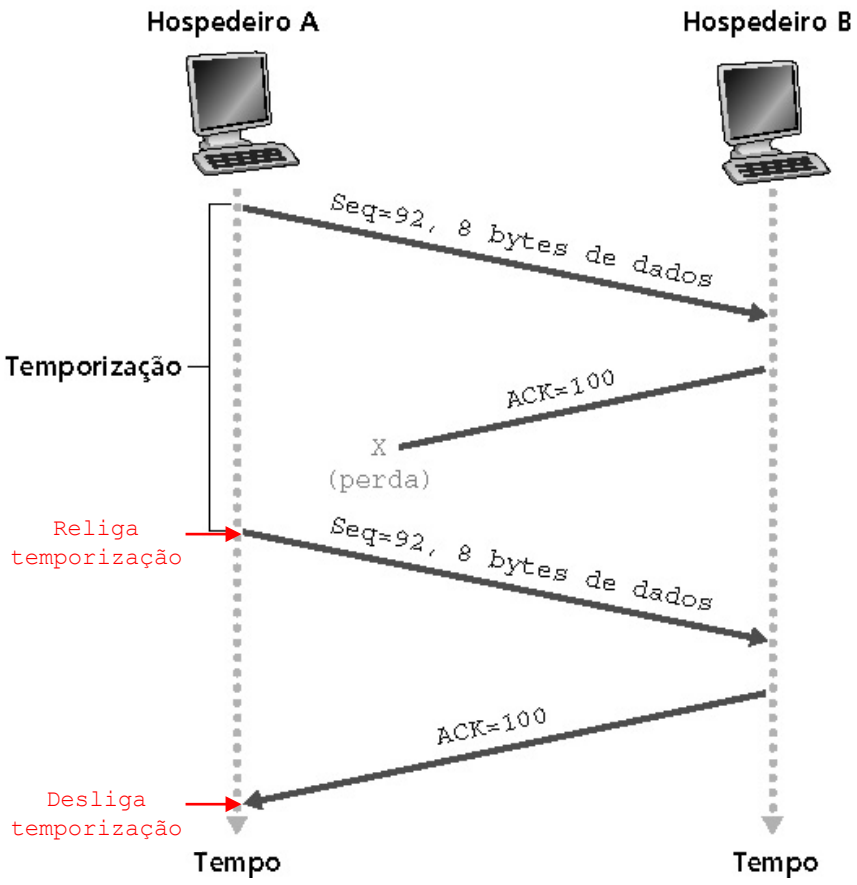
- O TCP cria um serviço confiável sobre o serviço não confiável do IP
  - Segmentos transmitidos em "paralelo" (*pipelined*)
  - Acks cumulativos
  - O TCP usa um único temporizador para retransmissões
- As retransmissões são disparadas por:
  - estouros de temporização
  - acks duplicados
- Considere inicialmente um transmissor TCP simplificado:
  - ignore Acks duplicados
  - ignore controles de fluxo e de congestionamento

Eventos do transmissor TCP

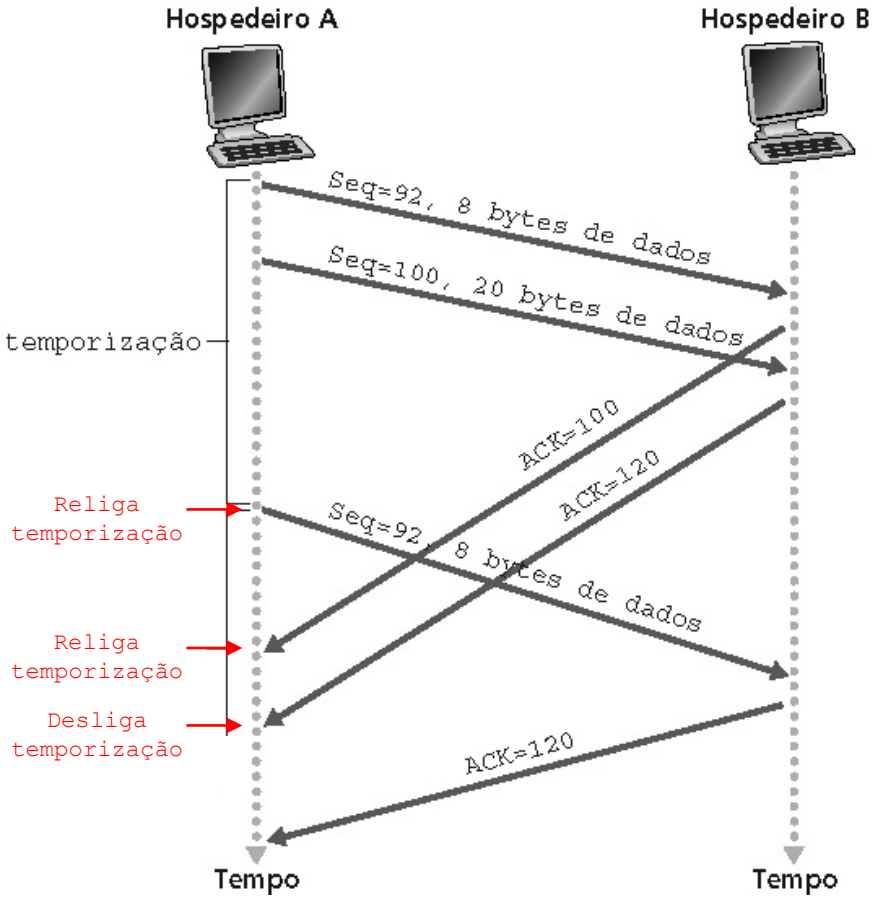
- Dados recebidos da aplicação:
- Cria segmento com no. de sequência (nseq)
- nseq é o número de sequência do primeiro byte de dados do segmento
- Liga o temporizador se já não estiver ligado (temporização do segmento mais antigo ainda não reconhecido)
- Valor do temporizador: calculado anteriormente

- Estouro do temporizador:
- Retransmite o segmento que causou o estouro do temporizador
- Reinicia o temporizador
- Recepção de Ack:
- Se reconhecer segmentos ainda não reconhecidos
  - atualizar informação sobre o que foi reconhecido
  - religa o temporizador se ainda houver segmentos pendentes (não reconhecidos)

TCP: cenários de retransmissão

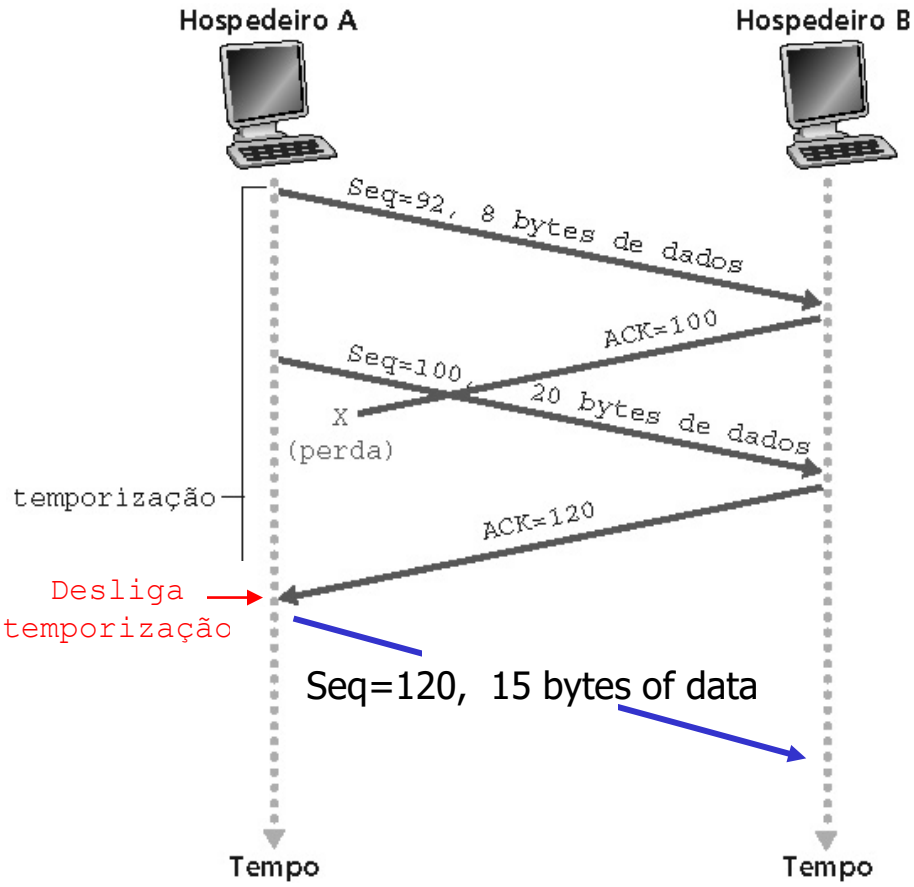


Cenário com perda do ACK



Temporização prematura, ACKs cumulativos

TCP: cenários de retransmissão (mais)

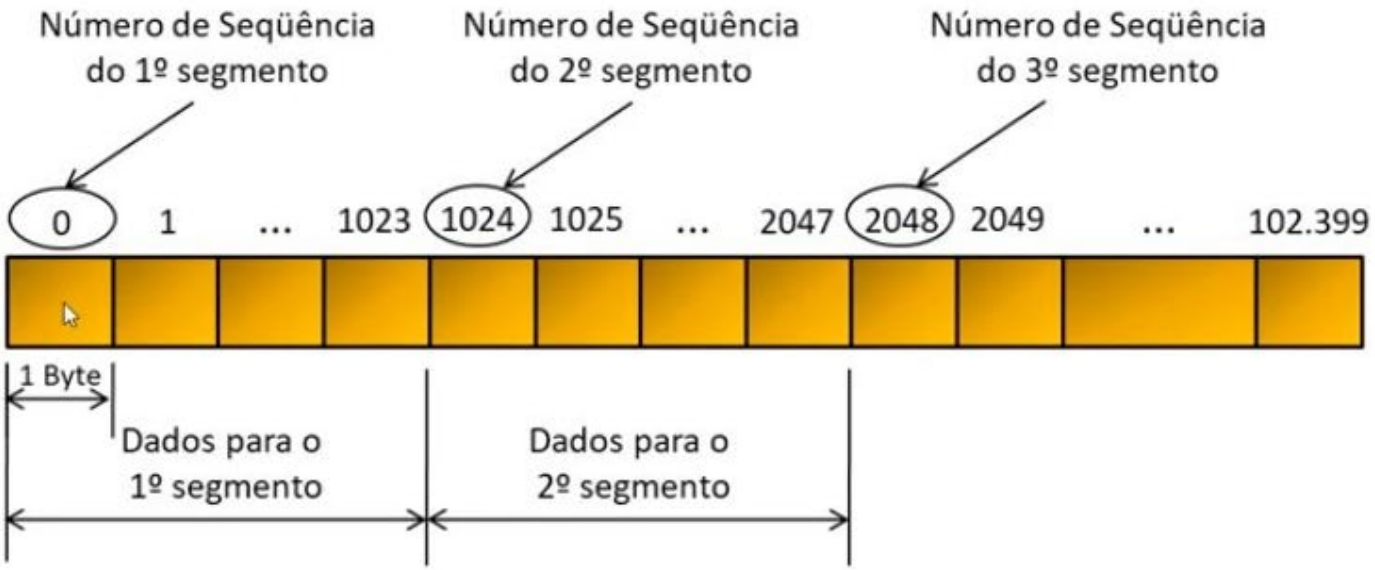


Cenário de ACK cumulativo

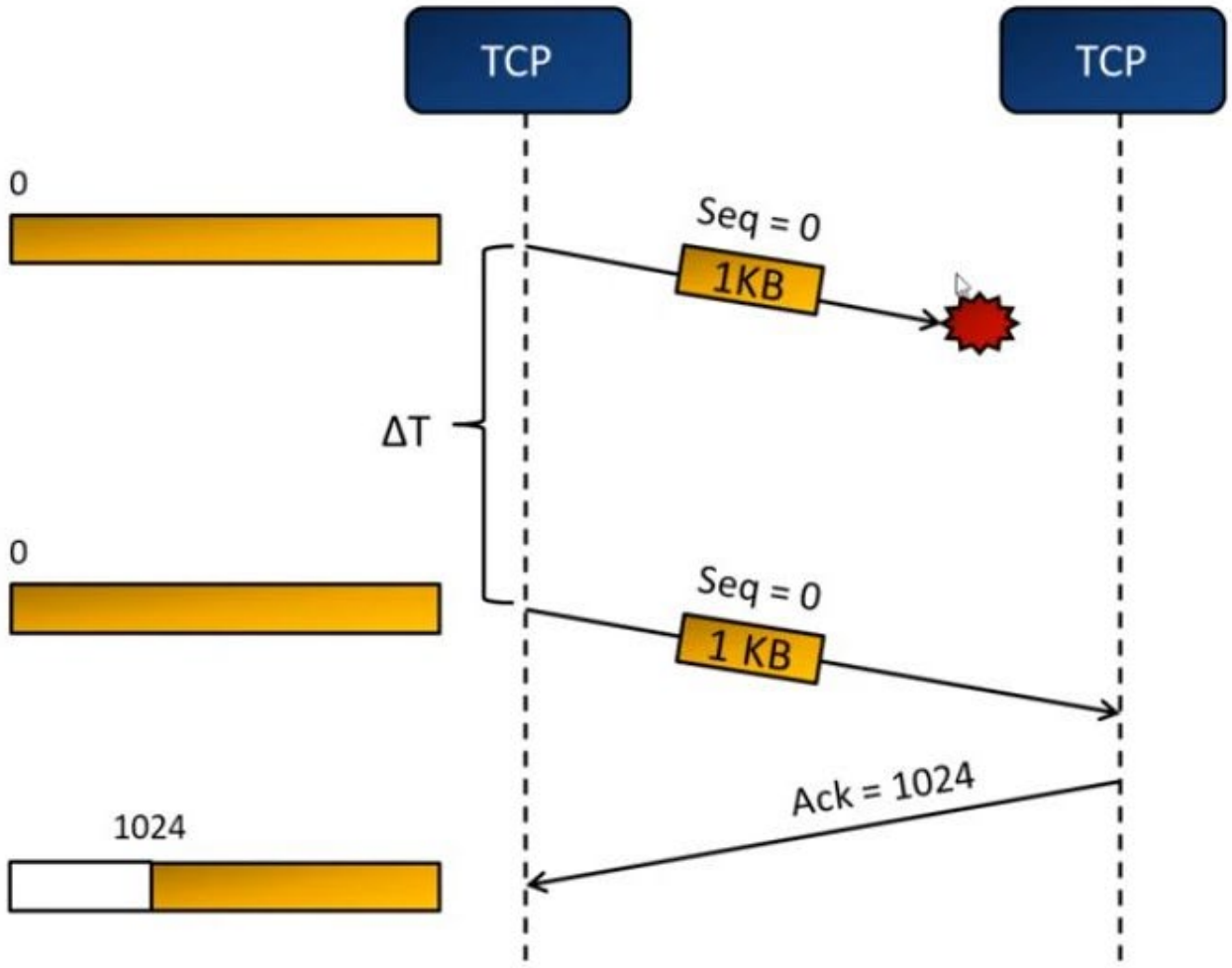
TCP geração de ACKs [RFCs 1122, 2581]

Evento no Receptor	Ação do Receptor TCP
chegada de segmento em ordem sem lacunas, anteriores já reconhecidos	ACK retardado. Espera até 500ms pelo próx. segmento. Se não chegar segmento, envia ACK
chegada de segmento em ordem sem lacunas, um ACK retardado pendente	envia imediatamente um único ACK cumulativo
chegada de segmento fora de ordem, com no. de seq. maior que esperado -> lacuna	envia ACK duplicado, indicando no. de seq.do próximo byte esperado
chegada de segmento que preenche a lacuna parcial ou completamente	ACK imediato se segmento começa no início da lacuna

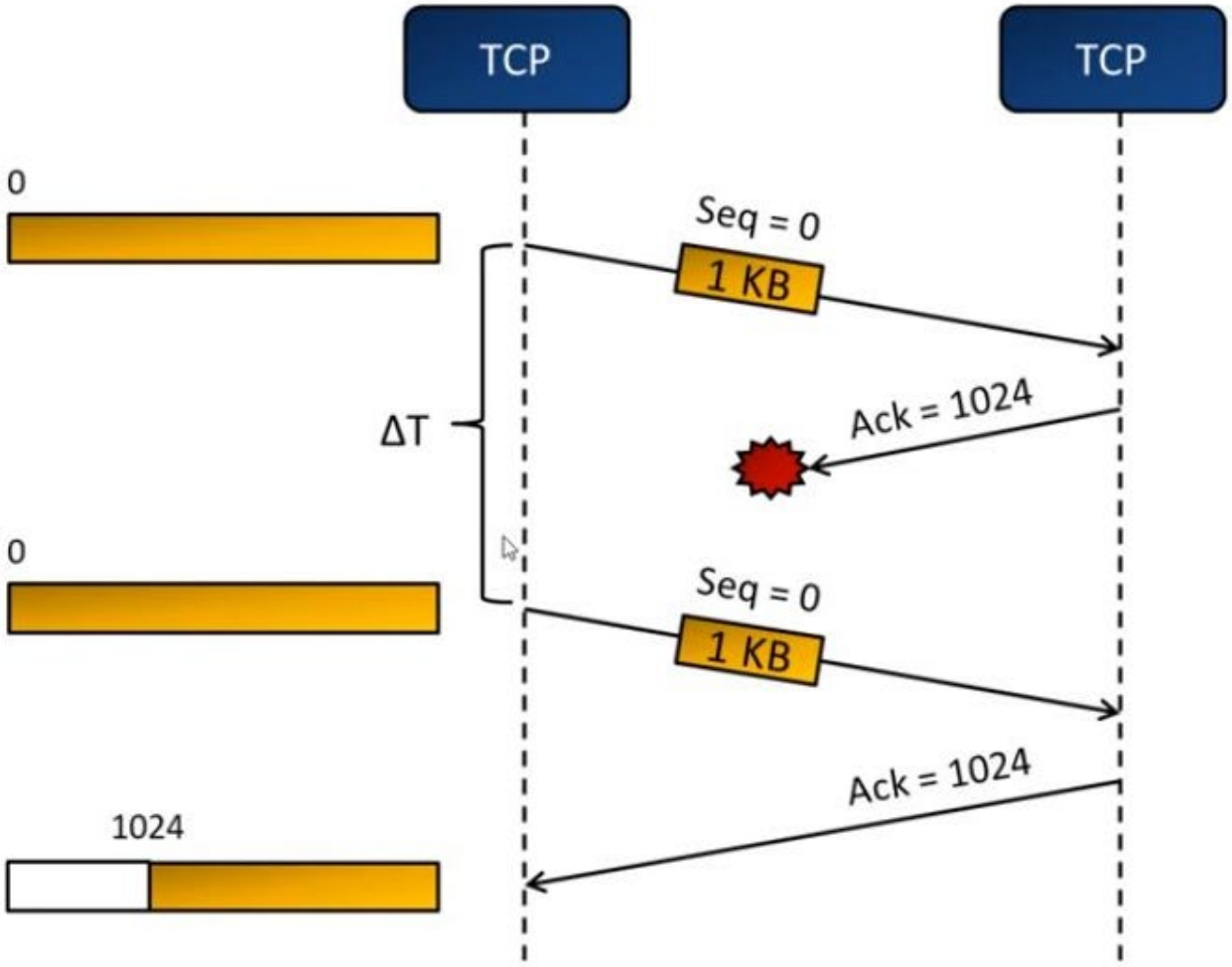
Numeração dos dados de Aplicação



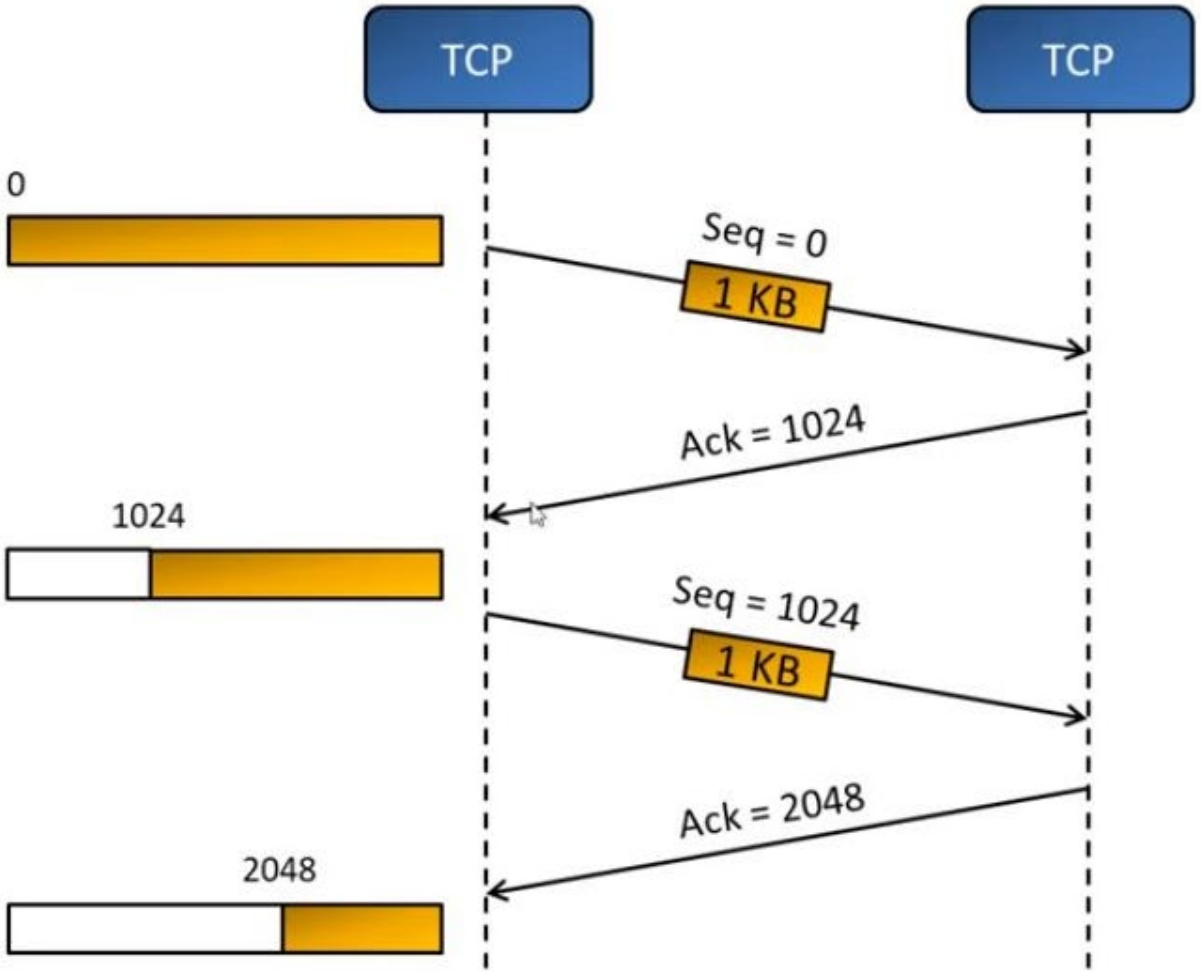
Temporizador de Retransmissão



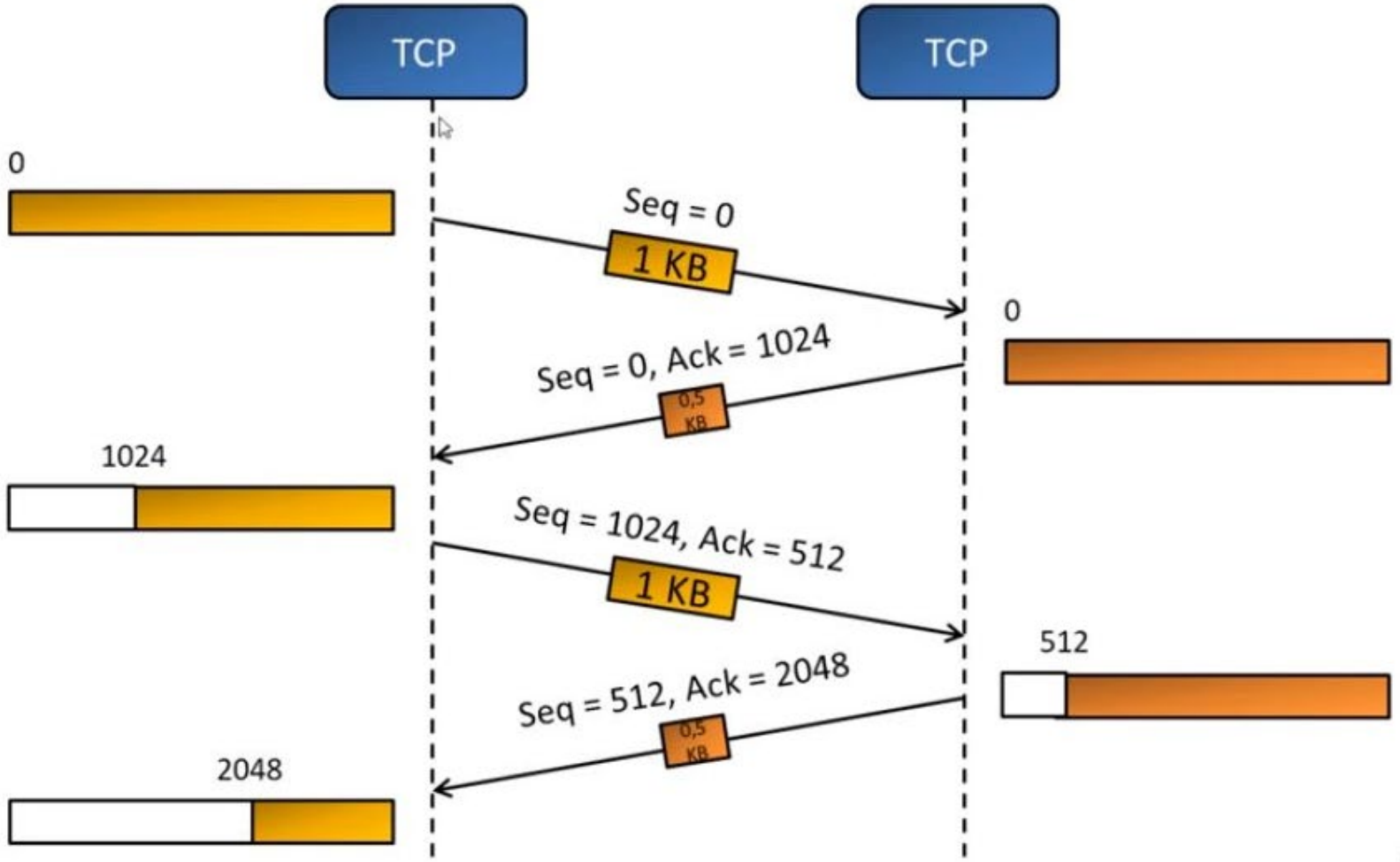
Temporizador de Retransmissão



Números de Sequência e de Reconhecimento



Reconhecimento por Carona



Retransmissão rápida do TCP

- O intervalo do temporizador é frequentemente bastante longo:
  - longo atraso antes de retransmitir um pacote perdido
- Detecta segmentos perdidos através de ACKs duplicados.
  - O transmissor normalmente envia diversos segmentos
  - Se um segmento se perder, provavelmente haverá muitos ACKs duplicados.

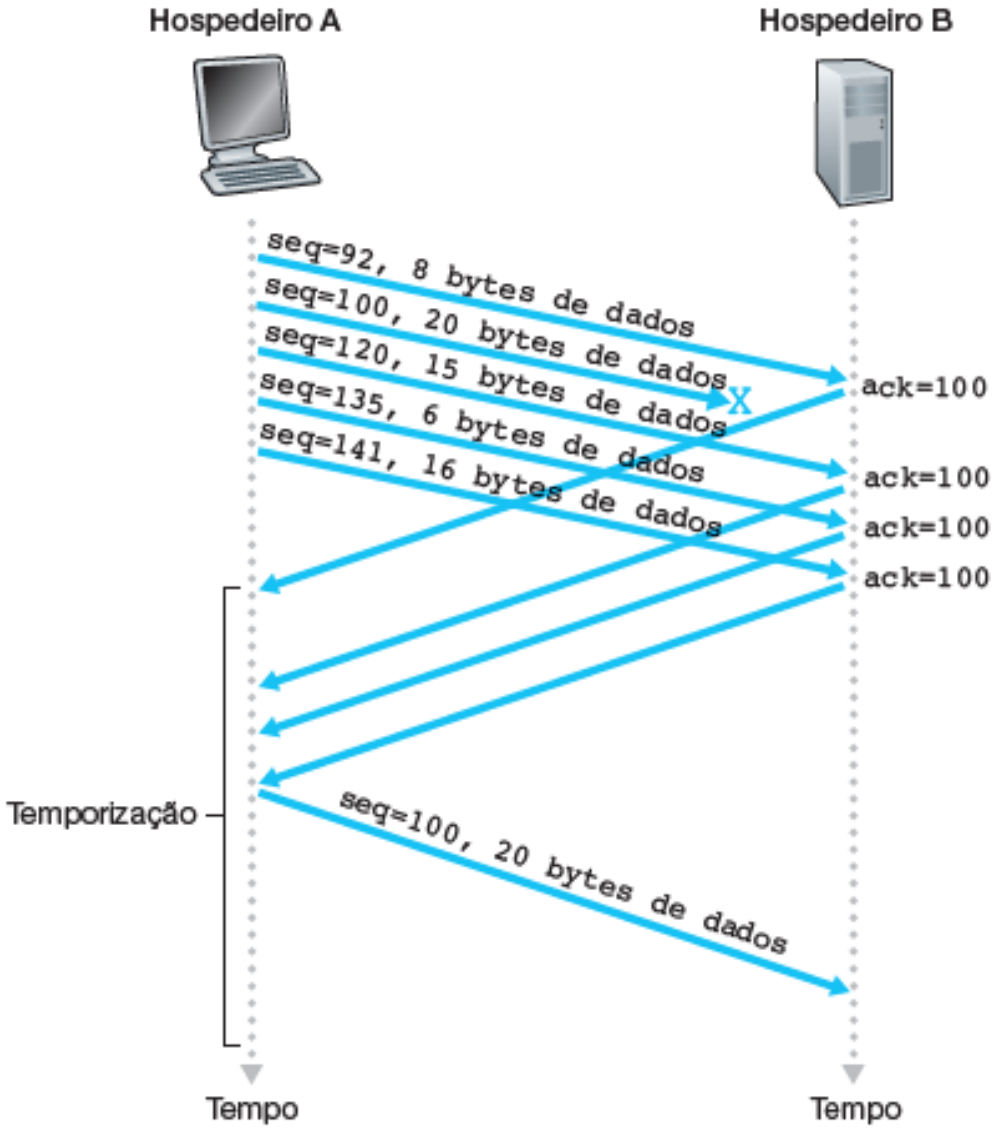
retx rápida do TCP

se o transmissor receber 3 ACKs para os mesmos dados

("três ACKs duplicados"), retransmite segmentos não reconhecidos com menores nos. de seq.

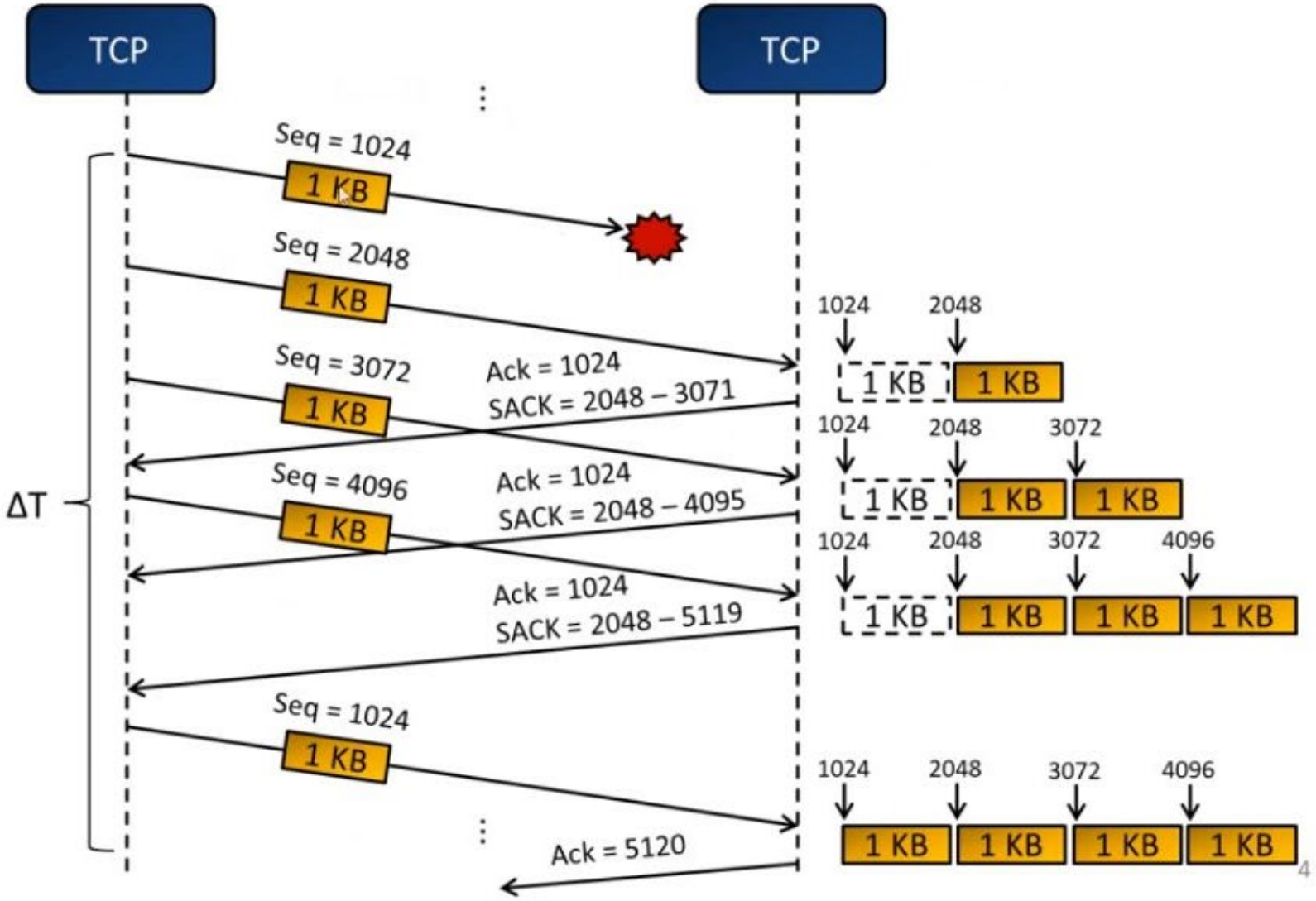
- provavelmente o segmento não reconhecido se perdeu, não é preciso esperar o temporizador.

FIGURA 3.37 **RETRANSMISSÃO RÁPIDA: RETRANSMITIR O SEGMENTO QUE FALTA ANTES DA EXPIRAÇÃO DO TEMPORIZADOR DO SEGMENTO**



Retransmissão de um segmento após três ACKs duplicados

Retransmissão Rápida



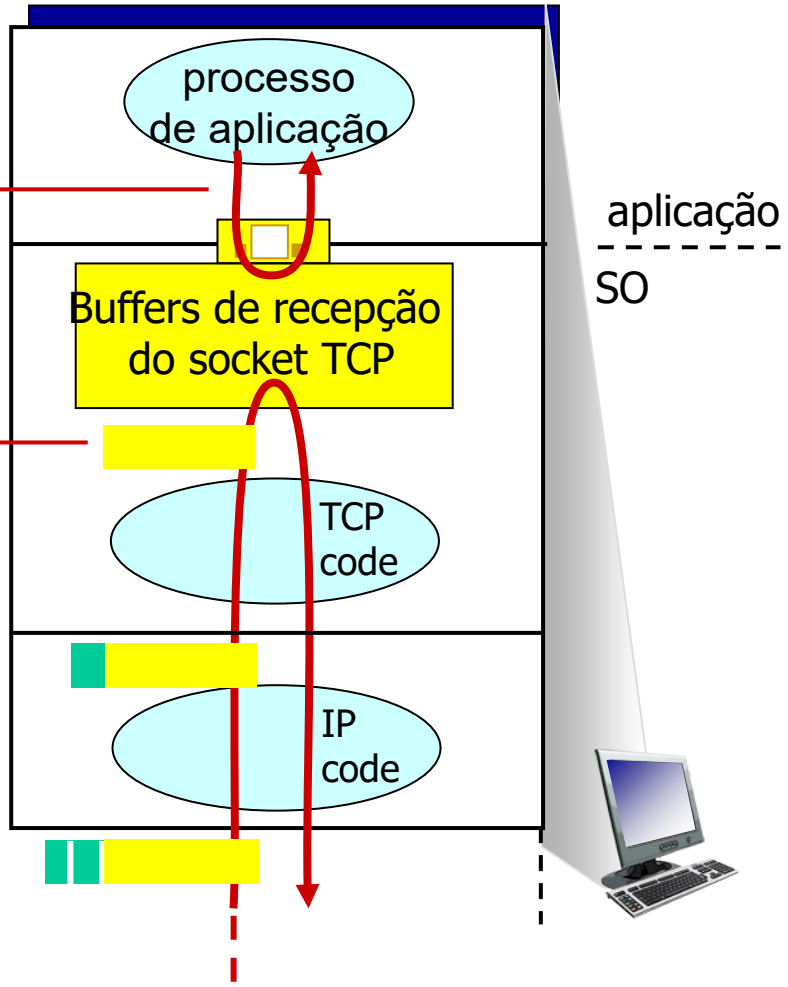
Conteúdo do Capítulo 3

- 3.1 Introdução e serviços de 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 do 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 do TCP

a aplicação pode remover dados dos buffers do socket TCP ....

... mais devagar do que o receptor TCP está recebendo do transmissor. (transmissor está enviando)



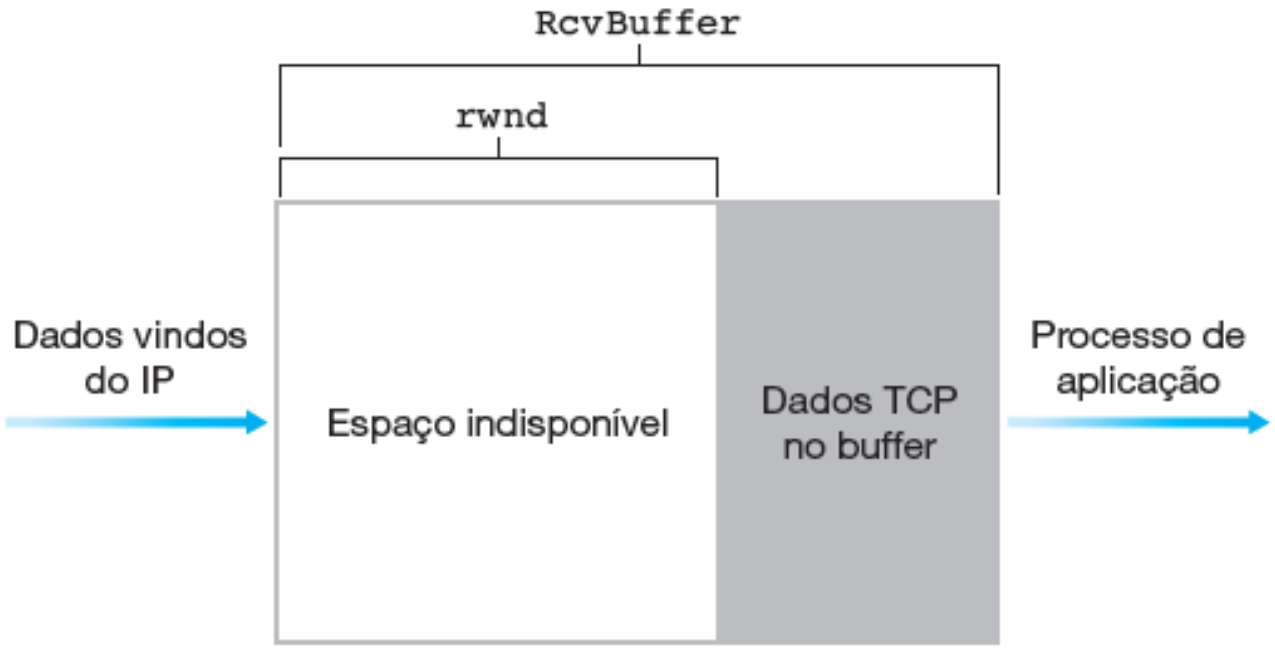
pilha de protocolos no receptor

Controle de fluxo

o receptor controla o transmissor, de modo que este não inunde o buffer do receptor transmitindo muito e rapidamente

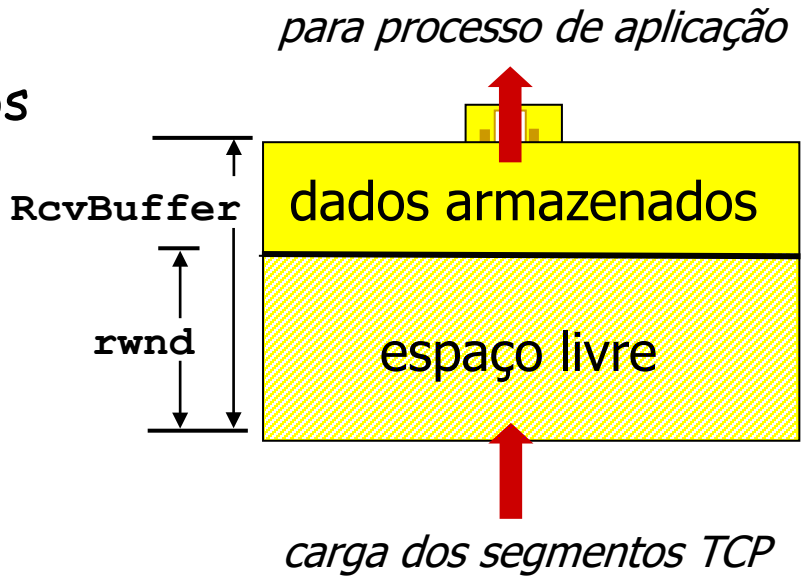
Controle de Fluxo do TCP:

FIGURA 3.38 A JANELA DE RECEPÇÃO (rwnd) E O BUFFER DE RECEPÇÃO (RcvBuffer)



Controle de Fluxo do TCP: como funciona

- O receptor "anuncia" o espaço livre do buffer incluindo o valor da **`rwnd(janela de recepção)`** nos cabeçalhos TCP dos segmentos que saem do receptor para o transmissor
  - Tamanho do **`RcvBuffer`** é configurado através das opções do socket (o valor default é de 4096 bytes)
  - muitos sistemas operacionais ajustam **`RcvBuffer`** automaticamente.
- O transmissor limita a quantidade os dados não reconhecidos ao tamanho do **`rwnd`** recebido.
- Garante que o buffer do receptor não transbordará



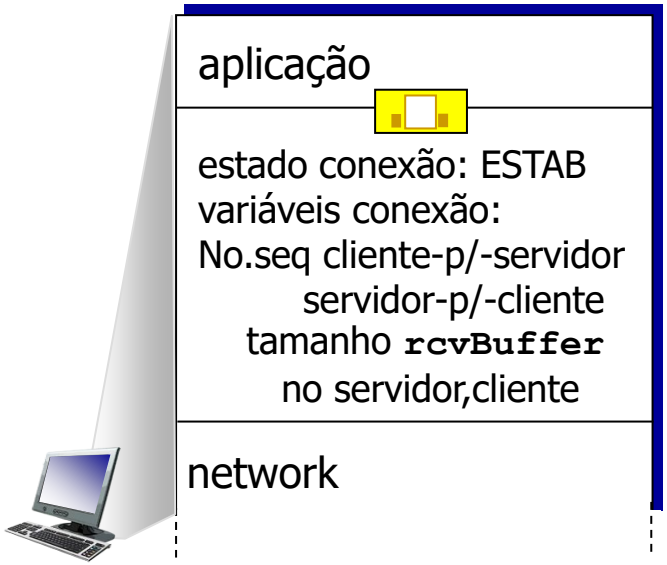
armazenamento no lado do receptor

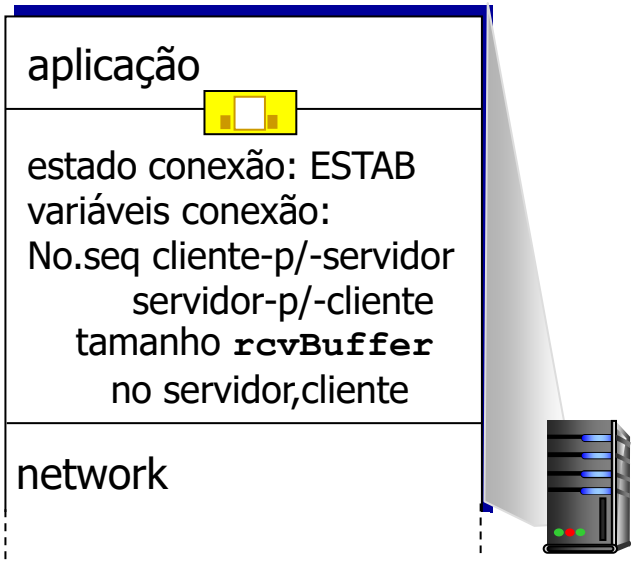
Conteúdo do Capítulo 3

- 3.1 Introdução e serviços de 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 do 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: Gerenciamento de Conexões

- antes de trocar dados, transmissor e receptor TCP dialogam:
- concordam em estabelecer uma conexão (cada um sabendo que o outro quer estabelecer a conexão)
- concordam com os parâmetros da conexão.



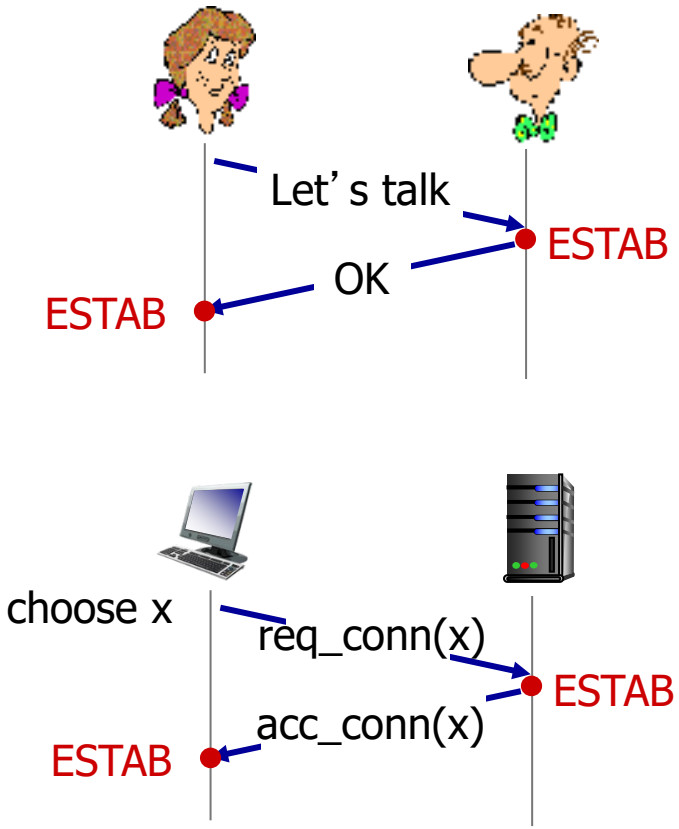



```
Socket clientSocket =
  newSocket("hostname","port
   number");
```

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

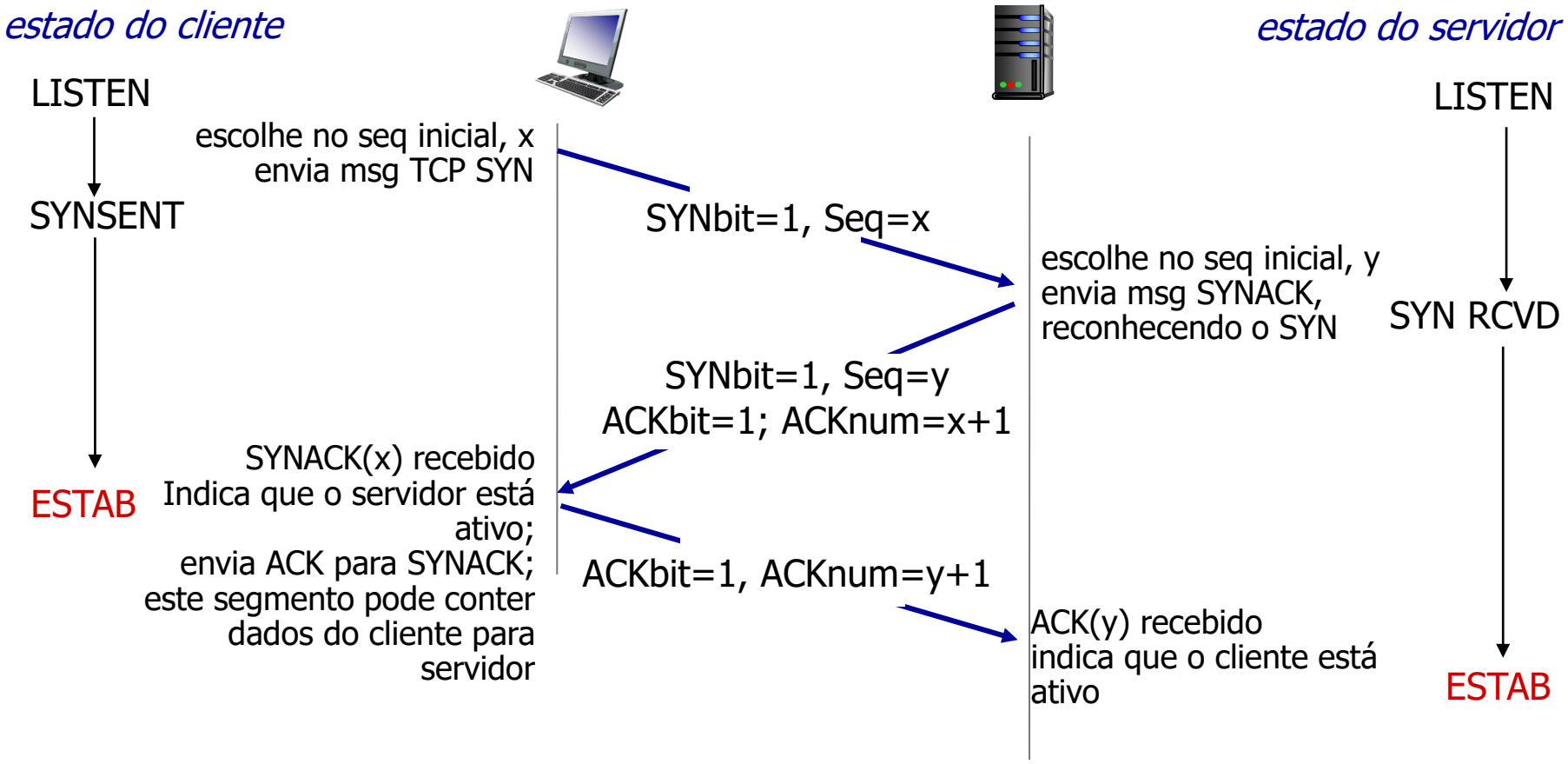
Concordando em estabelecer uma conexão

Apresentação de duas vias (*2-way handshake*):



- *P:* a apresentação em duas vias sempre funciona em redes?
- atrasos variáveis
- mensagens retransmitidas (ex: req_conn(x)) devido à perda de mensagem
- reordenação de mensagens
- não consegue ver o outro lado

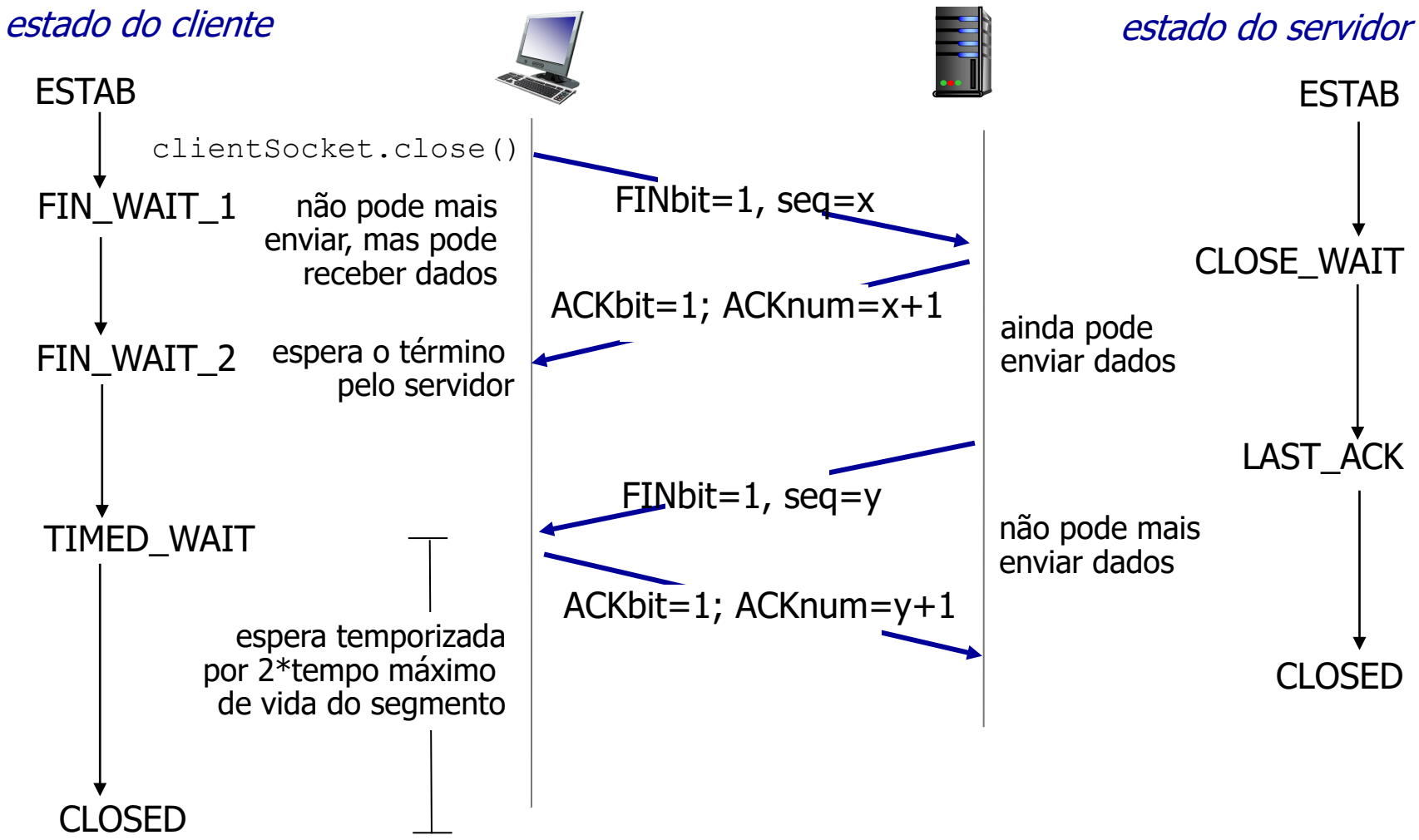
Apresentação de três vias do TCP



TCP: Encerrando uma conexão

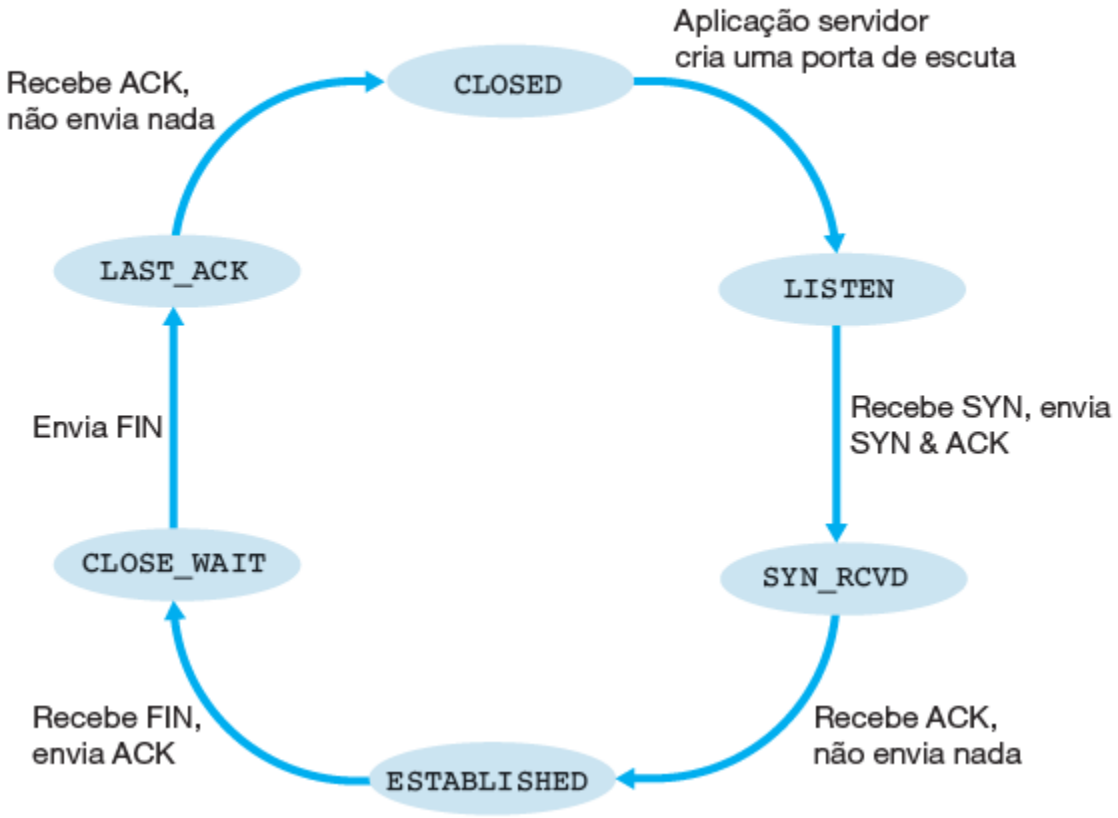
- seja o cliente, quer seja o servidor, todos fecham cada um o seu lado da conexão
  - enviam segmento TCP com bit FIN = 1
- respondem ao FIN recebido com um ACK
  - ao receber um FIN, ACK pode ser combinado com o próprio FIN
- lida com trocas de FIN simultâneos

TCP: Encerrando uma conexão



TCP: Estabelecendo e encerrando uma conexão

FIGURA 3.42 UMA SEQUÊNCIA TÍPICA DE ESTADOS DO TCP VISITADOS POR UM TCP DO LADO DO SERVIDOR



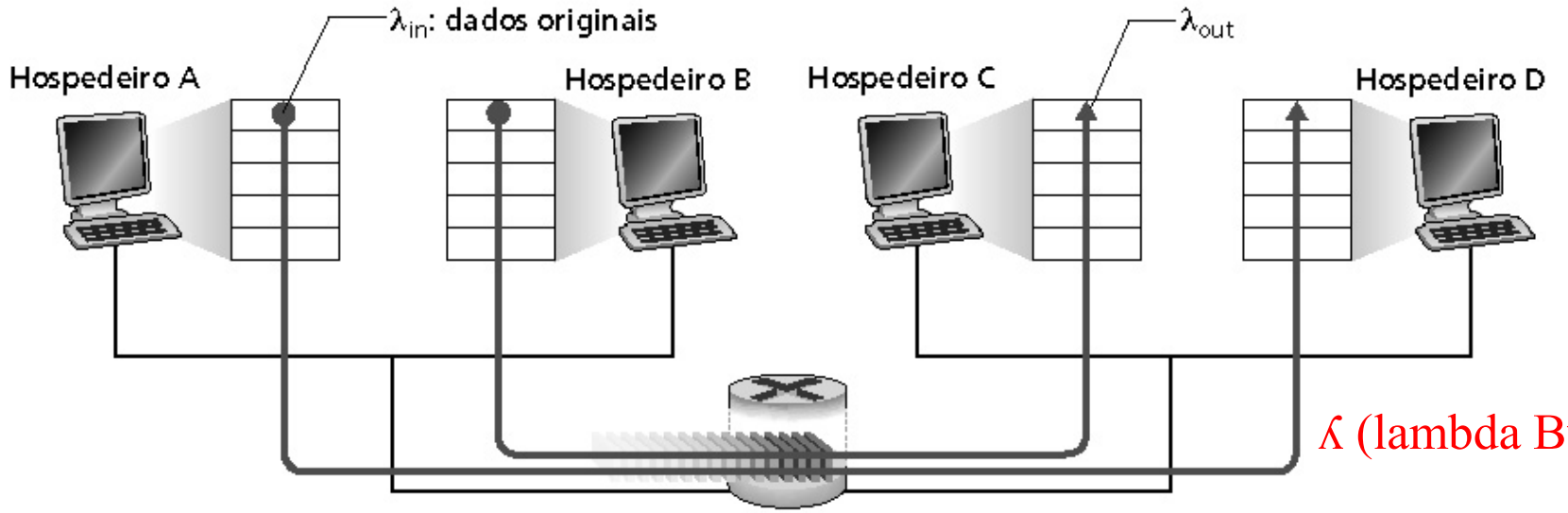
Conteúdo do Capítulo 3

- 3.1 Introdução e serviços de 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
- 3.6 Princípios de controle de congestionamento
- 3.7 Controle de congestionamento no TCP

Princípios de Controle de Congestionamento

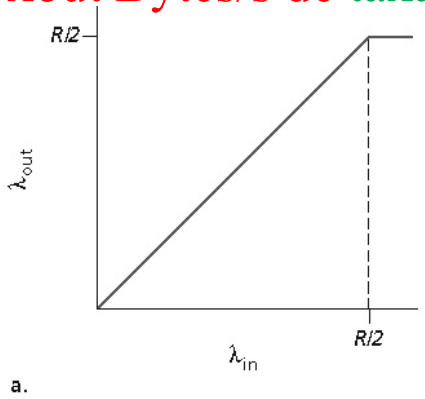
- Congestionamento:
- informalmente: "muitas fontes enviando dados (throughput efetivo) acima da capacidade da *rede (R bits/s)* de tratá-los"
- diferente de controle de fluxo!
- Sintomas:
  - perda de pacotes (saturação de buffers nos roteadores e descartes dos pacotes) devido ao transbordamento.
  - longos atrasos (enfileiramento nos buffers dos roteadores) para saída de pacotes.
- um dos 10 problemas mais importantes em redes!

Causas/custos de congestionamento: cenário 1

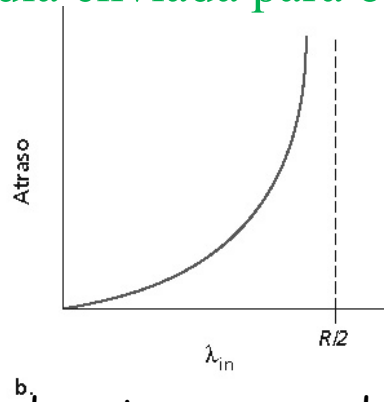


ʎ (lambda Bytes/s)

ʎin/ʎout Bytes/s de taxa média enviada para o socket



Vazão máxima por conexão: R/2 Bytes/s

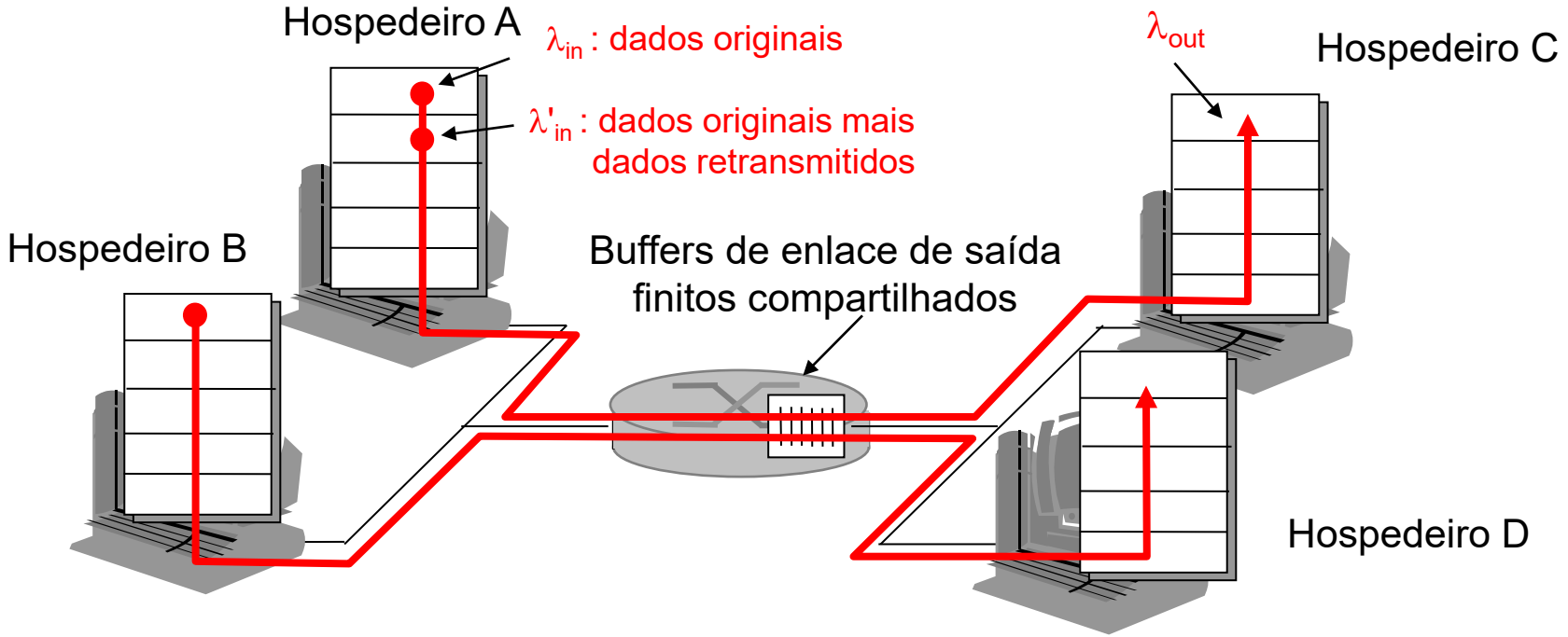


Grandes atrasos quando a taxa de chegada se aproxima da capacidade máxima do canal de comunicação

- dois remetentes, dois receptores
- um roteador com *buffers* infinitos
- sem retransmissão
- sem controle de fluxo
- sem controle congest.
- capacidade do link de saída: R Bytes/s

Causas/custos de congestionamento.: cenário 2

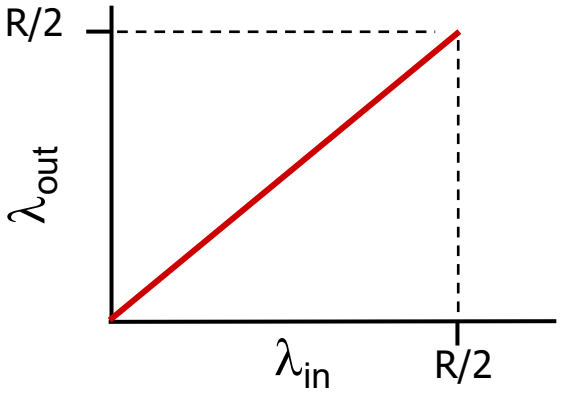
- Um roteador com buffers *finitos*
- retransmissão pelo remetente de pacote perdido (Conexão confiável)
  - entrada camada apl. = saída camada apl.: $\lambda_{in} = \lambda_{out}$
  - entrada camada transp. inclui retransmissões.: $\lambda'_{in} \geq \lambda_{out}$
  - Remetente deve fazer retransmissões dos pacotes perdidos
  - Retransmissões desnecessárias devido ao longo atraso da fila

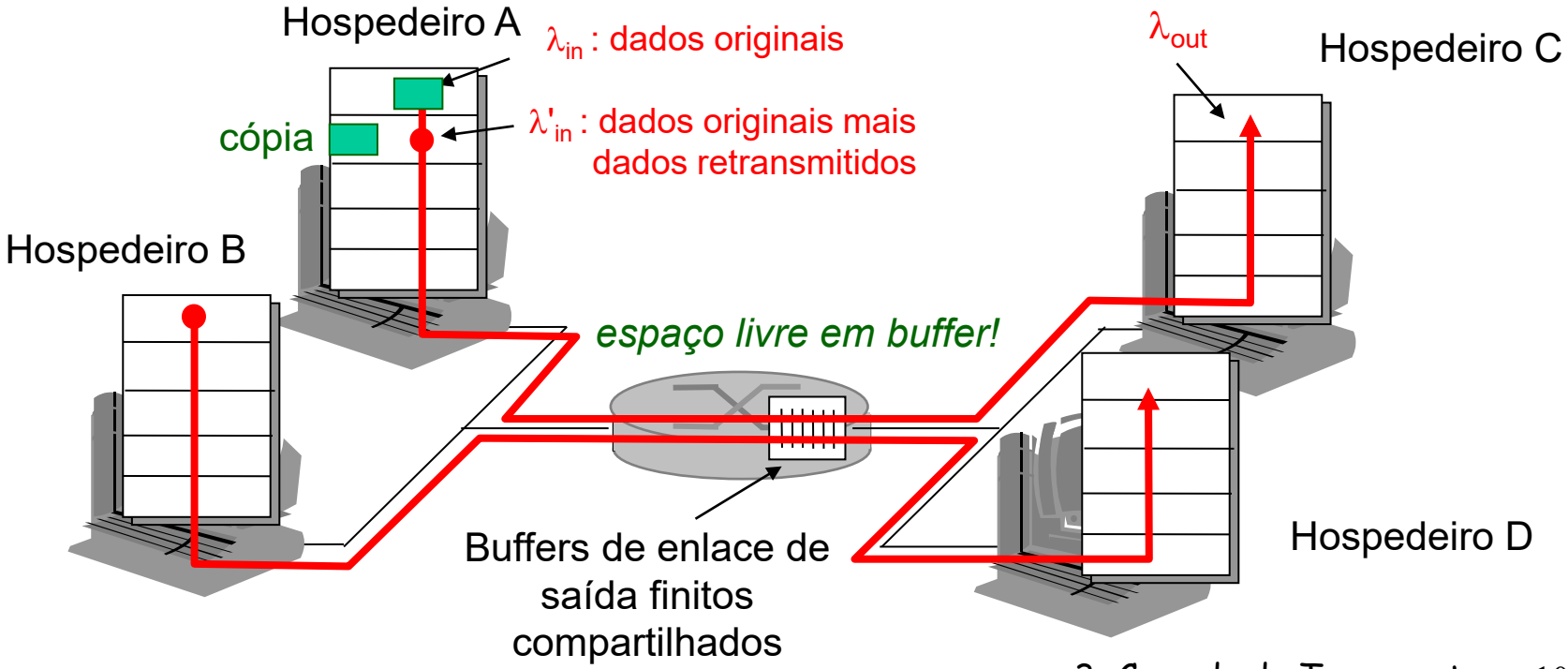


Causas/custos de congest.: cenário 2 (1)

Idealização: conhecimento perfeito da rede (mágica!)

- transmissor envia apenas quando houver memória disponível no buffer do roteador

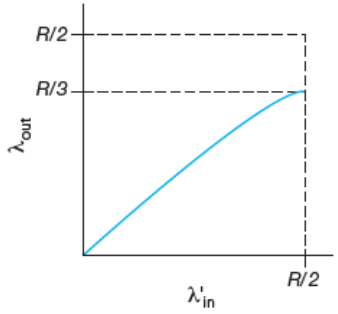


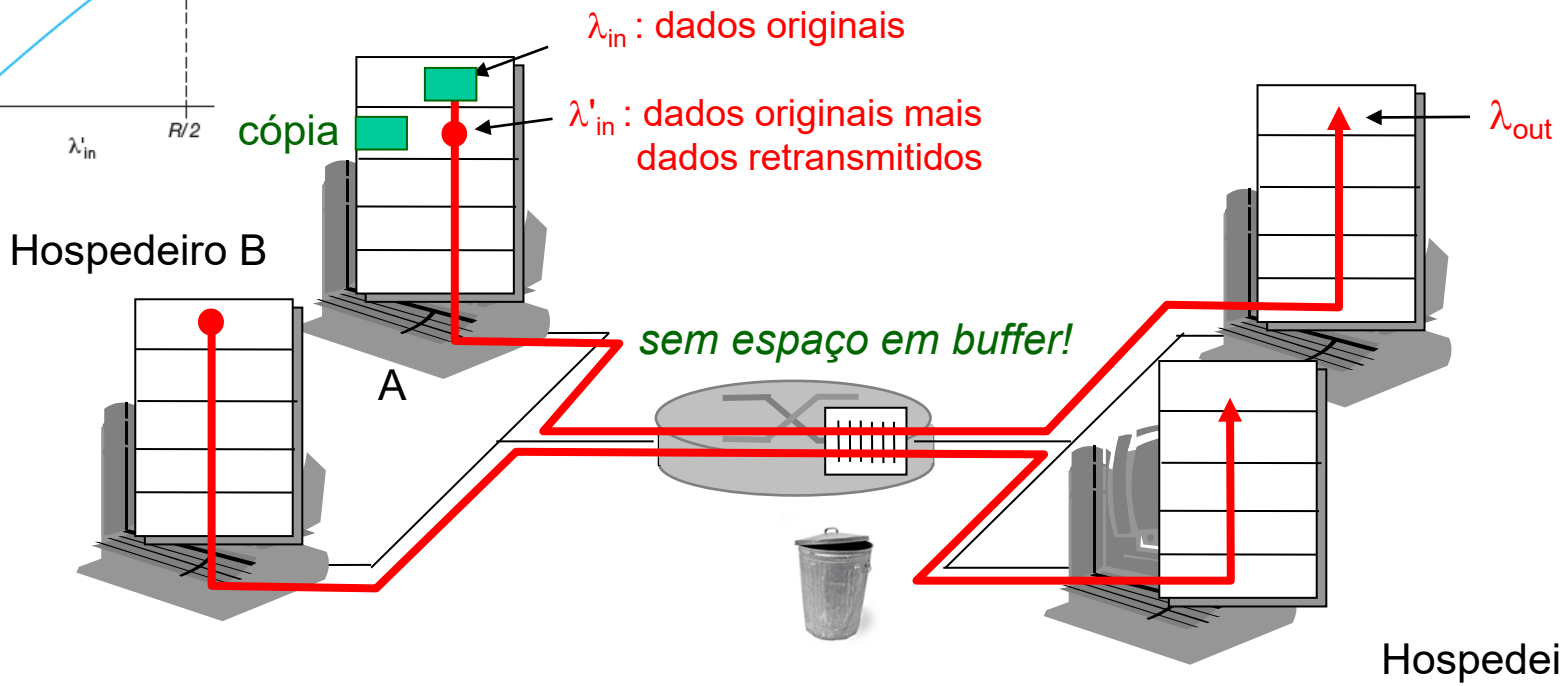


Causas/custos de congest.: cenário 2 (2)

Idealização: *perda conhecida.* pacotes podem ser perdidos, descartados no roteador devido a buffers cheios

- transmissor apenas retransmite se o pacote *sabidamente* se perdeu.

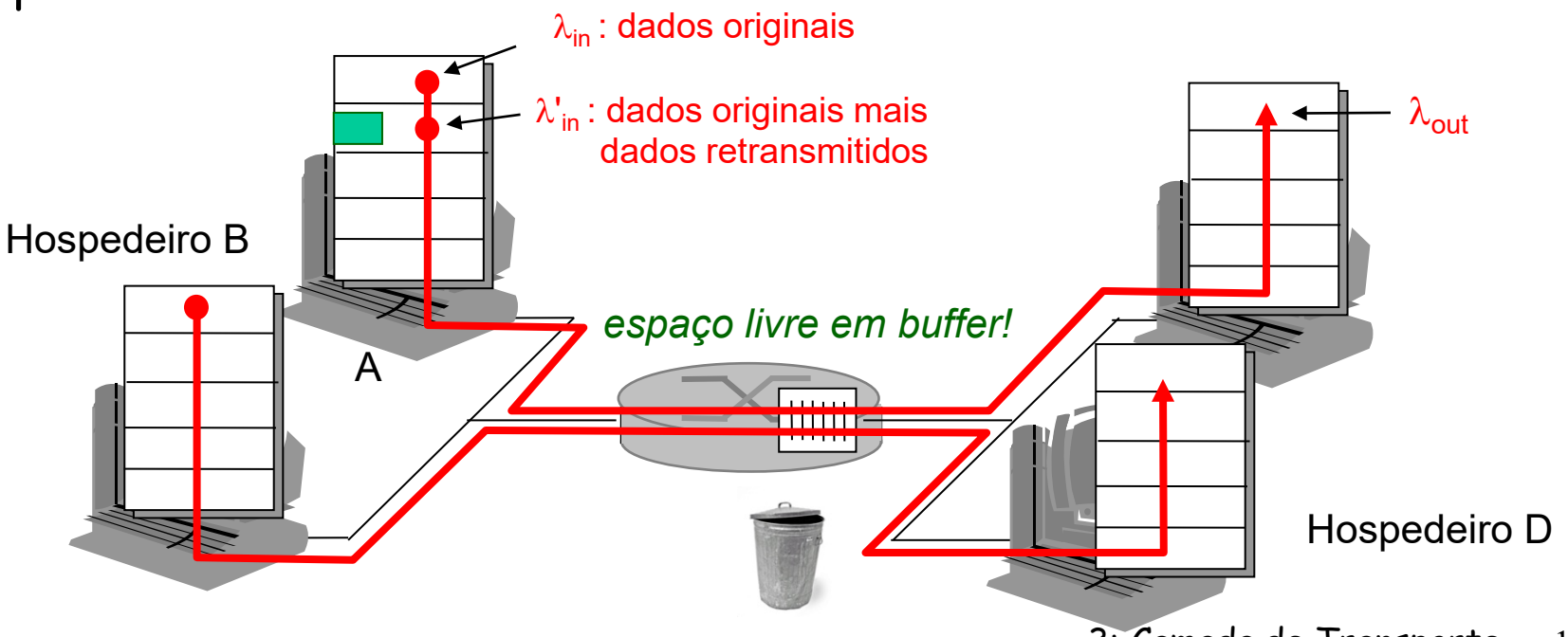




Causas/custos de congest.: cenário 2 (2)

Idealização: *perda conhecida.*
pacotes podem ser perdidos, descartados no roteador devido a buffers cheios

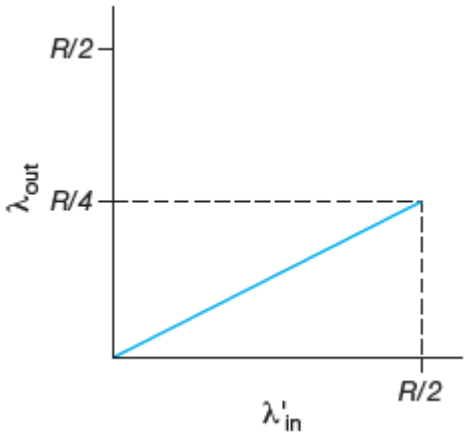
- transmissor apenas retransmite se o pacote *sabidamente* se perdeu.

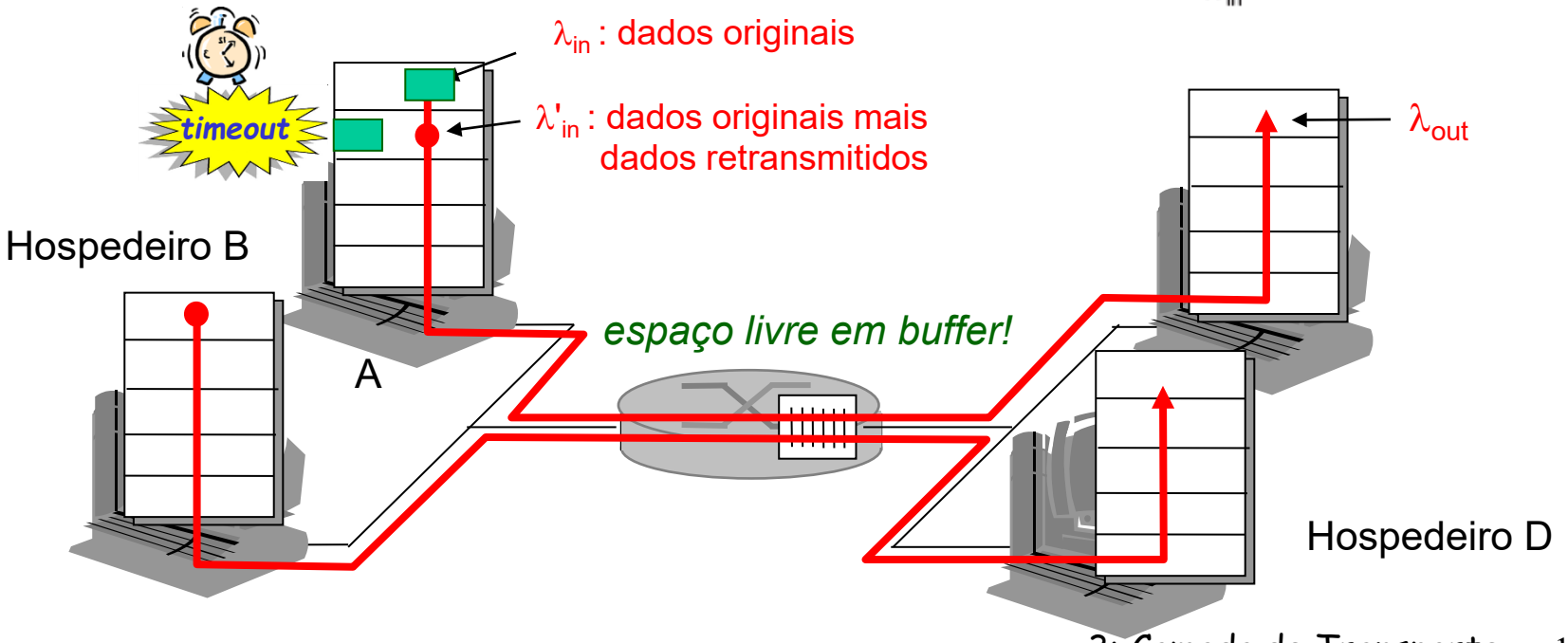


Causas/custos de congest.: cenário 2 (3)

Realidade: *duplicatas*

- pacotes podem ser perdidos, descartados no roteador devido a buffers cheios
- retransmissão prematura, envio de duas cópias, ambas entregues.

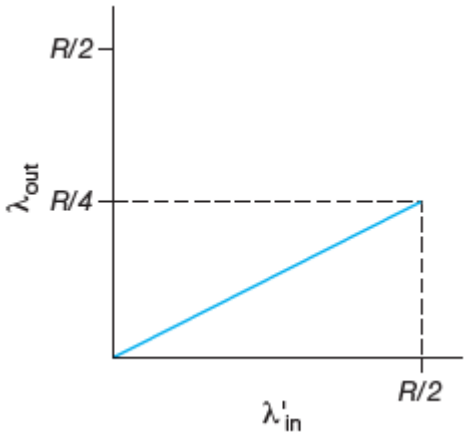




Causas/custos de congest.: cenário 2 (3)

Realidade: *duplicatas*

- pacotes podem ser perdidos, descartados no roteador devido a buffers cheios
- retransmissão prematura, envio de duas cópias, ambas entregues.



"custos" do congestionamento:

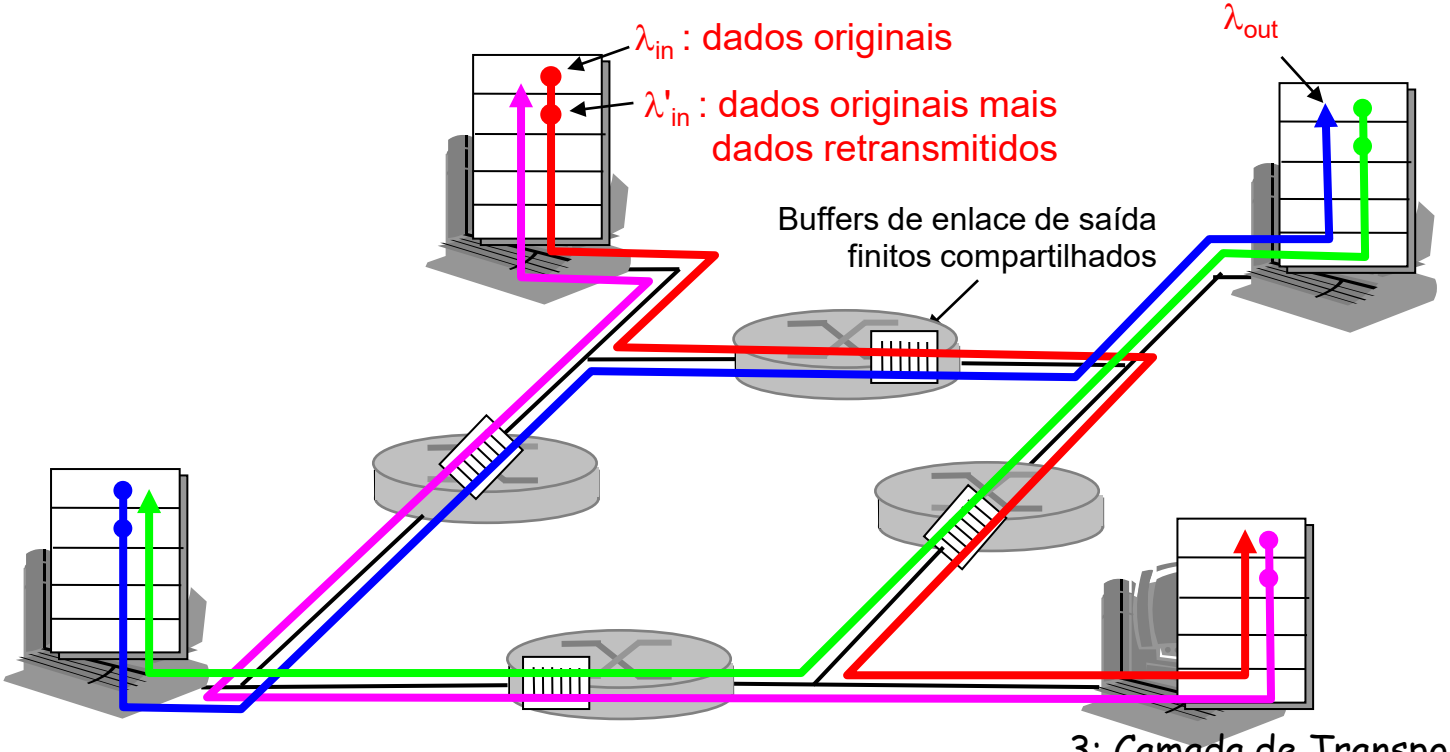
- mais trabalho (retransmissões) para uma dado "**throughput**"
- Retransmissões desnecessárias: link transporta múltiplas cópias do pacote
  - diminuindo o "**throughput efetivo**"

Causas/custos de congestionamento: cenário 3

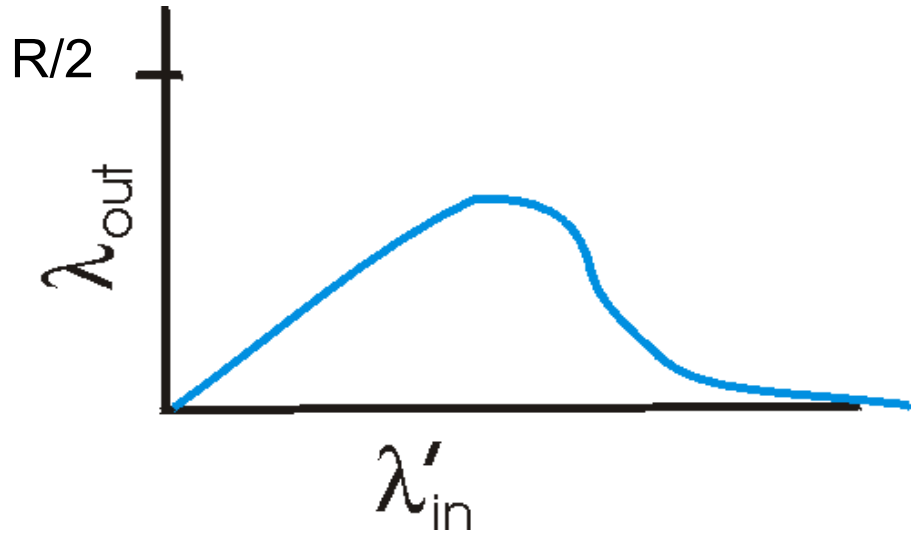
- quatro remetentes
- caminhos com múltiplos enlaces
- temporização/ retransmissão

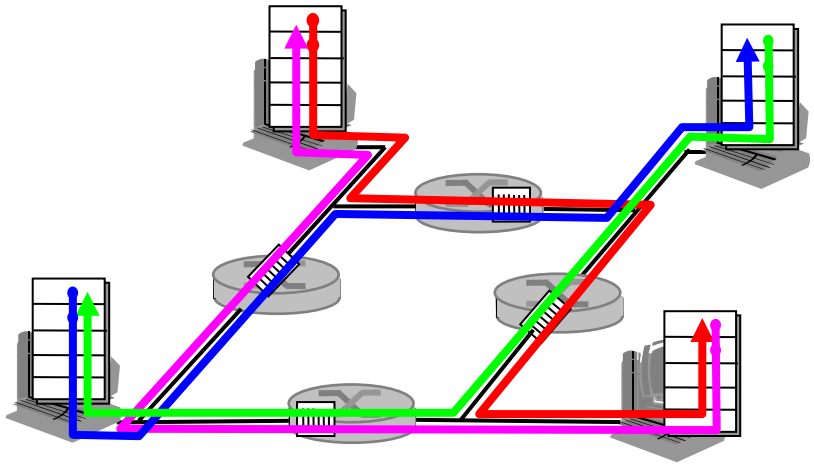
P: o que acontece à medida que λ_{in} e λ'_{in} crescem ?

R: à medida que λ'_{in} vermelho cresce, todos os pacotes azuis que chegam à fila superior são descartados, vazão azul -> 0



Causas/custos de congestionamento: cenário 3 (Desempenho obtido no cenário 3, com buffers finitos e trajetos com múltiplos roteadores)





Outro "custo" de congestionamento:

- quando pacote é descartado, qualquer capacidade de transmissão já usada (antes do descarte) para esse pacote foi desperdiçada!

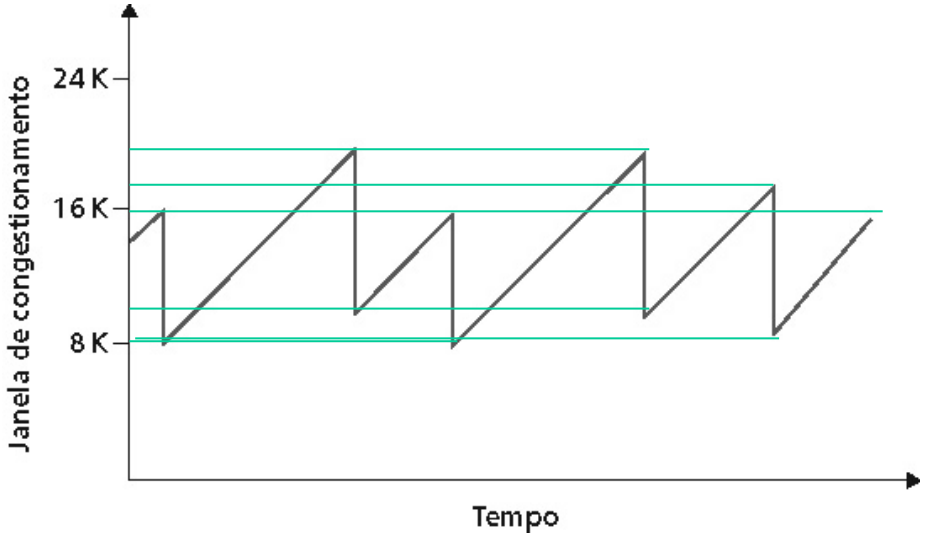
Conteúdo do Capítulo 3

- 3.1 Introdução e serviços de 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
- 3.6 Princípios de controle de congestionamento
- 3.7 Controle de congestionamento no TCP

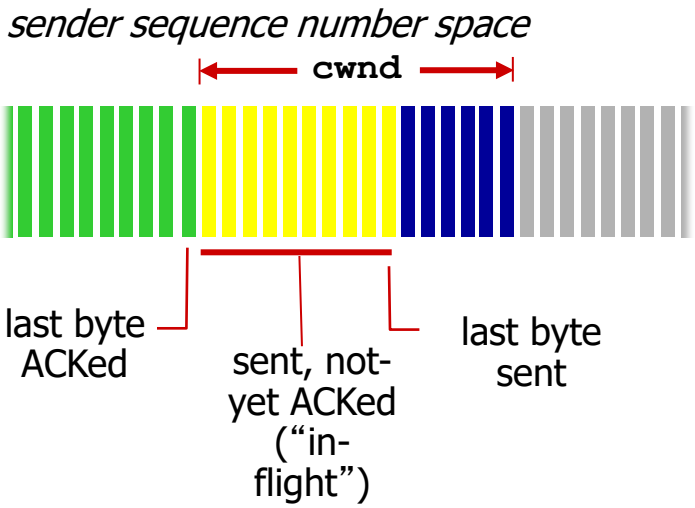
Controle de Congestionamento do TCP: aumento aditivo, diminuição multiplicativa

- Abordagem: aumentar a taxa de transmissão (tamanho da janela), testando a largura de banda utilizável, até que ocorra uma perda
  - aumento aditivo: incrementa **cwnd** (janela de congestionamento) de 1 MSS (tamanho máximo do segmento) a cada RTT até detectar uma perda
  - diminuição multiplicativa: corta **cwnd** pela metade após evento de perda

Comportamento de dente de serra: testando a largura de banda



Controle de Congestionamento do TCP: detalhes



Taxa de transmissão do TCP:

- *aproximadamente*: envia uma janela (cwnd), espera RTT para os ACKs, depois envia mais bytes

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

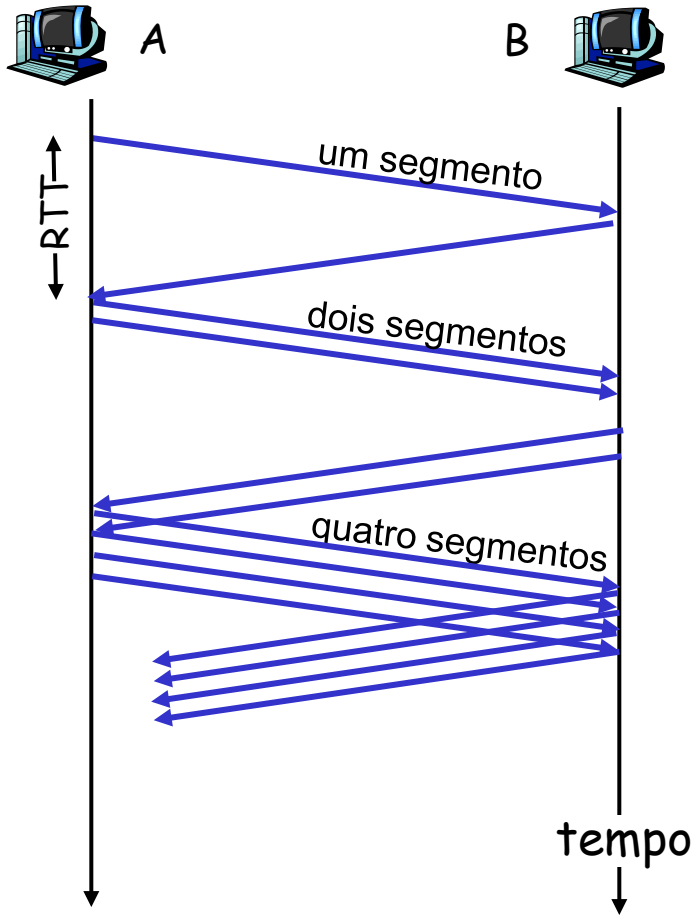
- transmissor limita a transmissão:

LastByteSent-LastByteAcked ≤ min{cwnd,rwnd}

- **cwnd** (janela de congestionamento) é dinâmica, em função do congestionamento detectado na rede

TCP: Partida lenta

- no início da conexão, aumenta a taxa exponencialmente até o primeiro evento de perda:
  - inicialmente **cwnd** = 1 MSS
  - duplica **cwnd** a cada RTT
  - através do incremento da **cwnd** para cada *ACK* recebido
- *resumo:* taxa inicial é baixa mas cresce rapidamente de forma exponencial

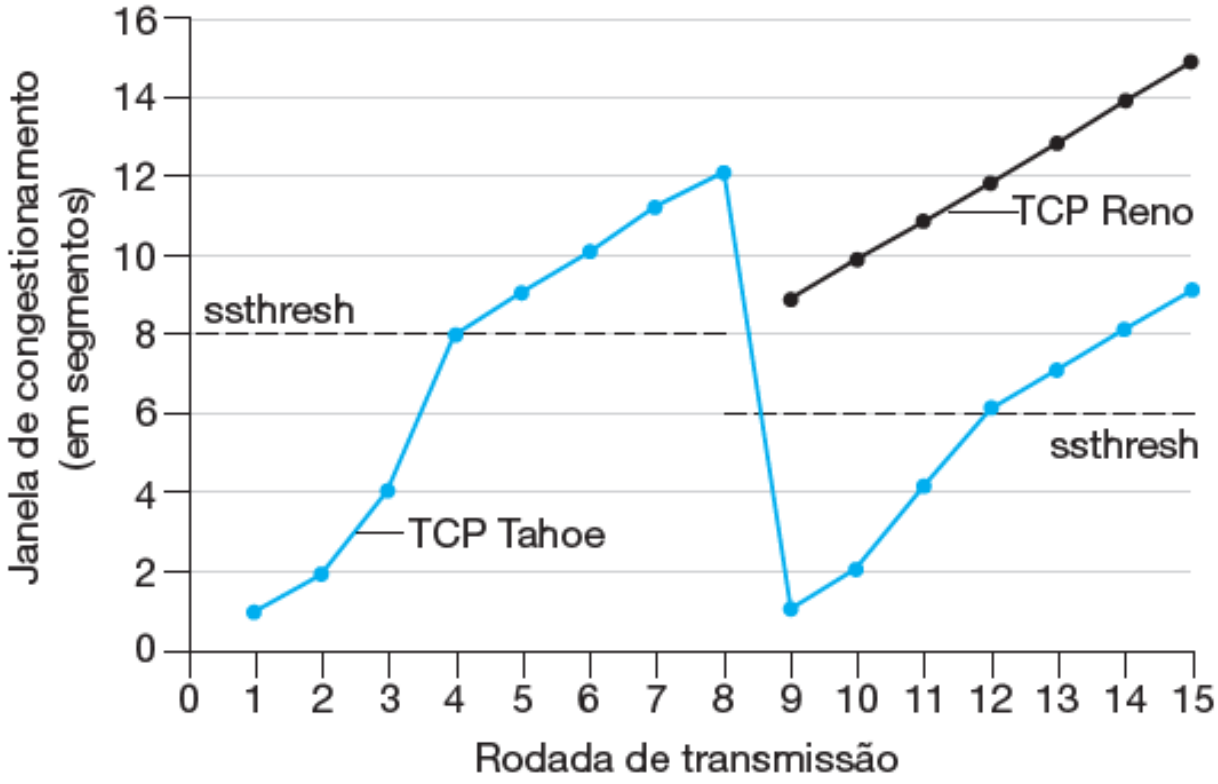


TCP: detectando, reagindo a perdas

- perda indicada pelo estouro de temporizador:
  - **cwnd** é reduzida a 1 MSS;
  - janela cresce exponencialmente (como na partida lenta) até um limiar, depois cresce linearmente.
- perda indicada por ACKs duplicados: TCP RENO (versão atual)
  - ACKs duplicados indicam que a rede é capaz de entregar alguns segmentos
  - corta **cwnd** pela metade depois cresce linearmente
- O TCP Tahoe (versão antiga) sempre reduz a **cwnd** para 1 (seja por estouro de temporizador que três ACKS duplicados)

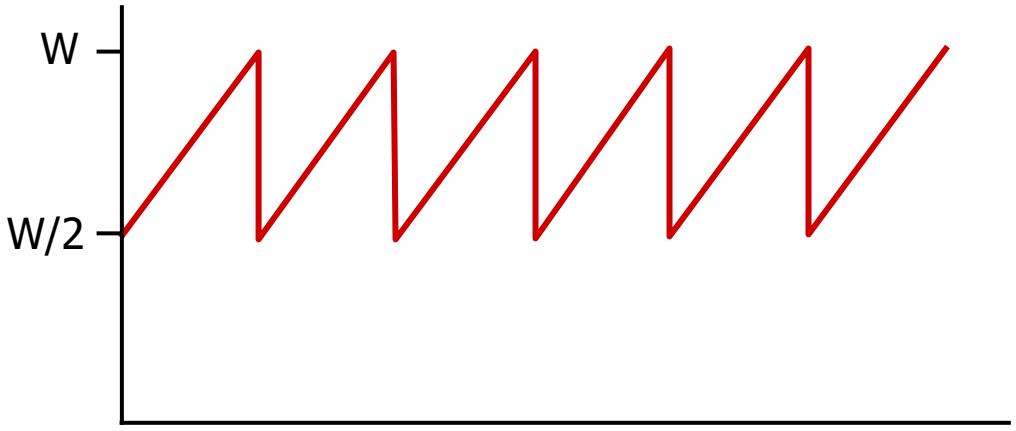
TCP: detectando, reagindo a perdas

FIGURA 3.53 EVOLUÇÃO DA JANELA DE CONGESTIONAMENTO DO TCP (TAHOE E RENO)



Vazão (*throughput*) do TCP

- Qual é a vazão média do TCP em função do tamanho da janela e do RTT?
  - Ignore a partida lenta, assuma que sempre haja dados a serem transmitidos
- Seja W o tamanho da janela (medida em bytes) quando ocorre uma perda
  - Tamanho médio da janela é $\frac{3}{4}$ W
  - Vazão média é de $\frac{3}{4}$ W por RTT



Futuro do TCP: TCP em "tubos longos e largos"

- exemplo: segmentos de 1500 bytes, RTT de 100ms, deseja vazão de 10 Gbps
- Requer janela de W = 83.333 segmentos em trânsito
- Vazão em termos de taxa de perdas (L) [Mathis 1997]:

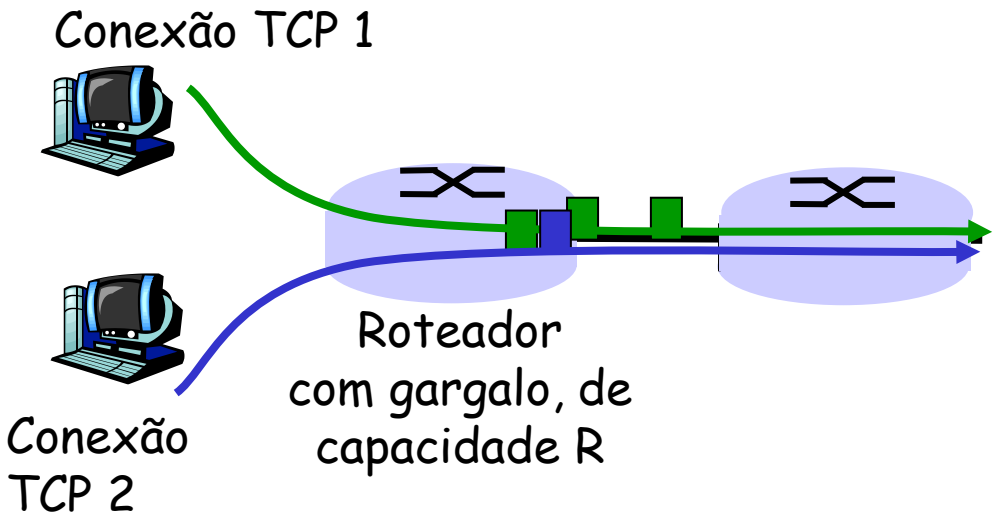
$$\text{vazão do TCP} = \frac{1{,}22 \cdot MSS}{RTT\sqrt{L}}$$

➜ para atingir uma vazão de 10Gbps, seria necessária uma taxa de perdas $L = 2 \cdot 10^{-10}$ *demasiado baixa!!!*

- São necessárias novas versões do TCP para altas velocidades!

Equidade (*Fairness*) do TCP

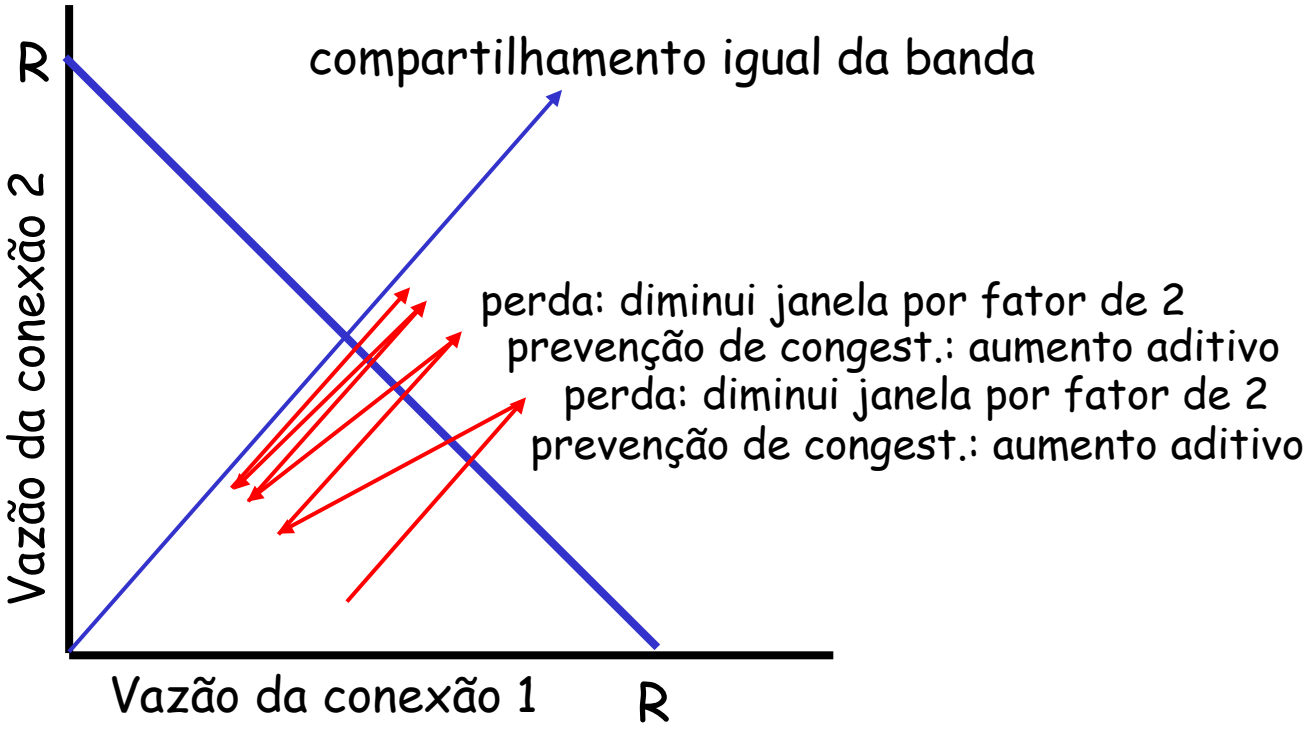
objetivo de equidade: se K sessões TCP compartilham o mesmo enlace de gargalo com largura de banda R, cada uma deve obter uma taxa média de R/K.



Por que o TCP é justo?

Duas sessões competindo pela banda:

- Aumento aditivo dá gradiente de 1, enquanto vazão aumenta
- Redução multiplicativa diminui vazão proporcionalmente



Equidade (mais)

Equidade e UDP

- aplicações multimídia frequentemente não usam TCP
  - não querem a taxa estrangulada pelo controle de congestionamento
- preferem usar o UDP:
  - injetam áudio/vídeo a taxas constantes, toleram perdas de pacotes

Equidade e conexões TCP em paralelo

- nada impede que as apls. abram conexões paralelas entre 2 hosts
- os *browsers* Web fazem isto

Capítulo 3: Resumo

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

- Próximo capítulo:
- saímos da "borda" da rede (camadas de aplicação e transporte)
- entramos no "núcleo" da rede
- dois capítulos sobre a camada de rede:
  - plano de dados
  - plano de controle