Redes de Computadores

Camada de Transporte

Fabricio Breve
www.fabriciobreve.com

Chapter 3
Transport Layer

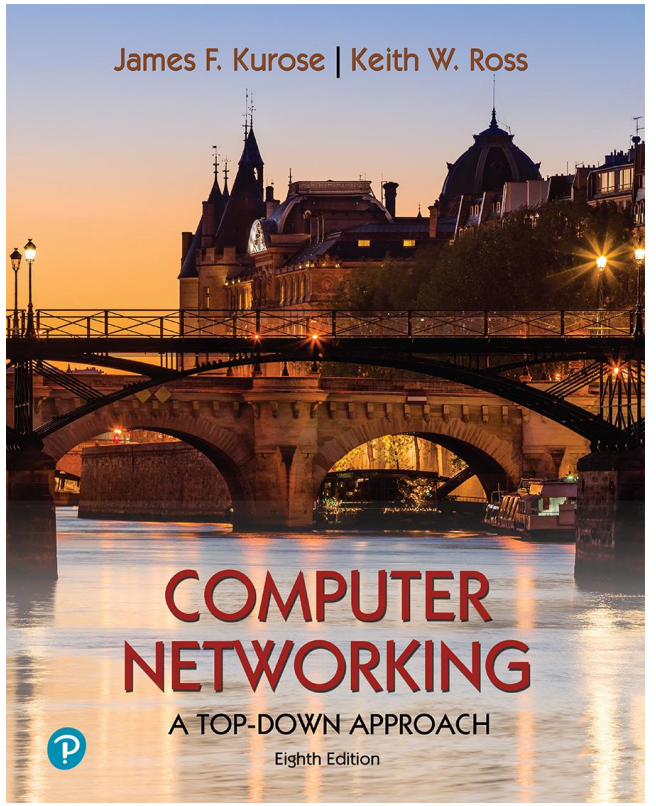
A note on the use of these PowerPoint slides:

We're making these slides freely available to all (faculty, students, readers). They're in PowerPoint form so you see the animations; and can add, modify, and delete slides (including this one) and slide content to suit your needs. They obviously represent a *lot* of work on our part. In return for use, we only ask the following:

- If you use these slides (e.g., in a class) that you mention their source (after all, we'd like people to use our book!)
- If you post any slides on a www site, that you note that they are adapted from (or perhaps identical to) our slides, and note our copyright of this material.

For a revision history, see the slide note for this page.

Thanks and enjoy! JFK/KWR



Computer Networking: A Top-Down Approach
8th edition
Jim Kurose, Keith Ross
Pearson, 2020

Camada de Transporte: visão geral

Nossos objetivos:

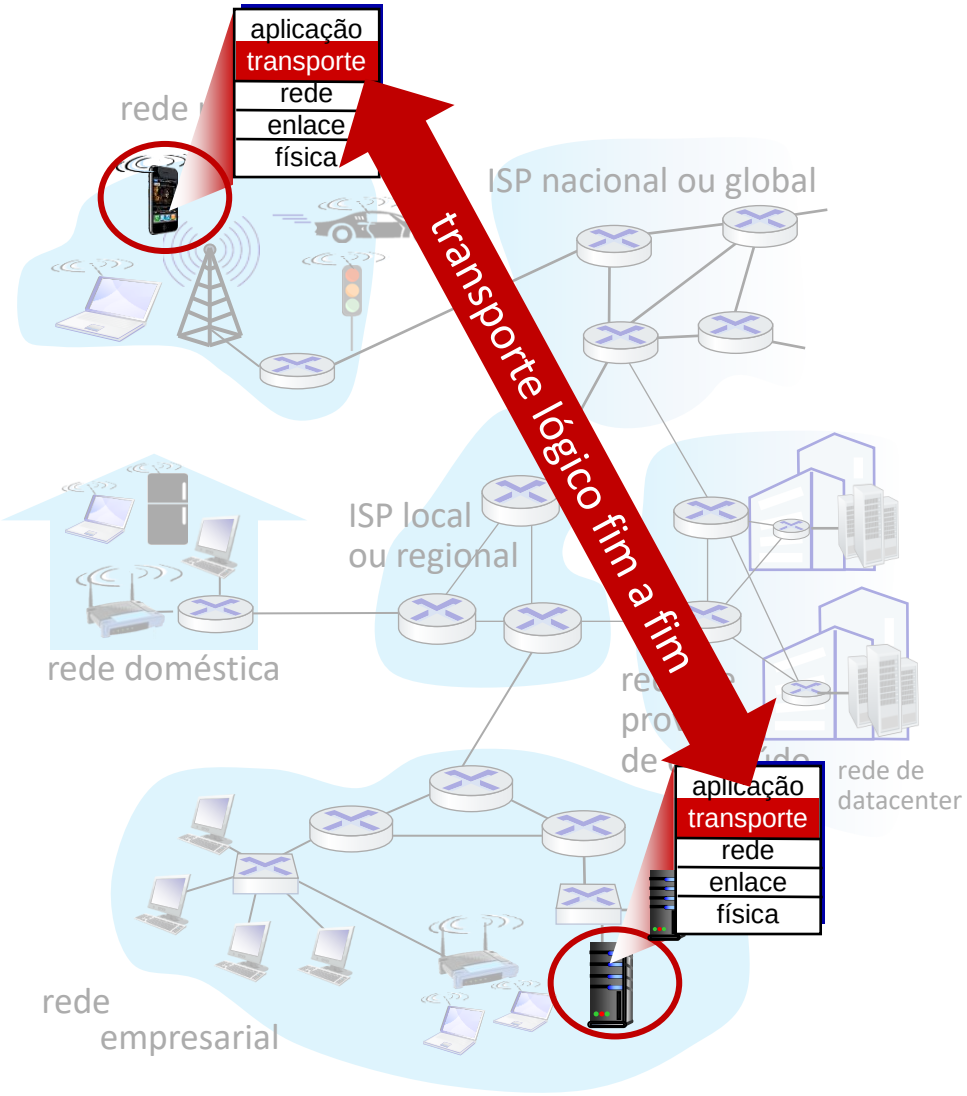
- entender os princípios por trás dos serviços da camada de transporte:
  - multiplexação, demultiplexação
  - transferência de dados confiável
  - controle de fluxo
  - controle de congestionamento
- aprender sobre protocolos da camada de transporte da Internet:
  - UDP: transporte sem conexão
  - TCP: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

Camada de Transporte: roteiro

- Serviços da camada de transporte
- Multiplexação e demultiplexação
- Transporte sem conexão: UDP
- Princípios da transferência confiável de dados
- Transporte orientado a conexão: TCP
- Princípios de controle de congestionamentos
- Controle de congestionamento do TCP
- Evolução da funcionalidade da camada de transporte

Serviços e protocolos de transporte

- fornece *comunicação lógica* entre processos de aplicação em execução em diferentes hospedeiros
- ações de protocolos de transporte em sistemas finais:
  - remetente: quebra mensagens de aplicação em *segmentos* e os passa para a camada de rede
  - destinatário: remonta segmentos em mensagens e as passa para a camada de aplicação
- dois protocolos de transporte disponíveis para aplicações na Internet
  - TCP, UDP



Serviços e protocolos: transporte versus rede

analogia da família:

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

- hospedeiros = casas
- processos = crianças
- mensagens de aplicação = cartas em envelopes

Serviços e protocolos: transporte versus rede

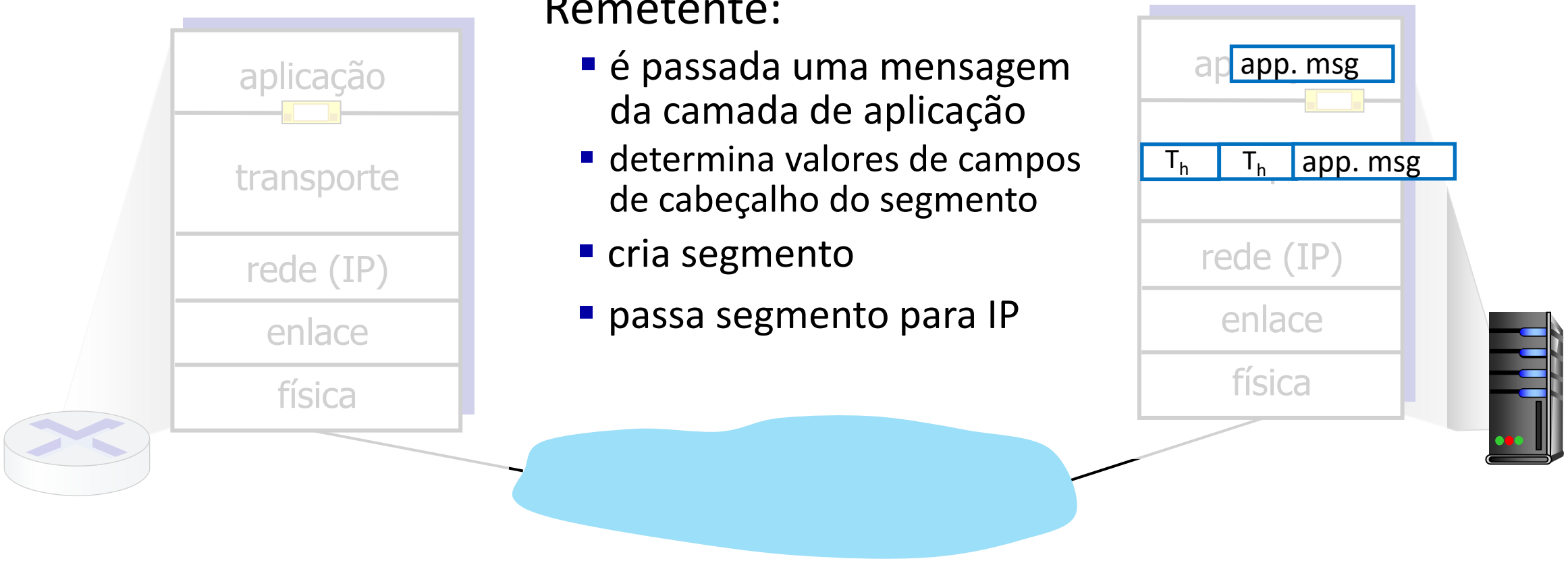
- camada de transporte*:* comunicação entre *processos*
  - depende de e melhora os serviços da camada de rede
- camada de rede: comunicação entre *hospedeiros*

analogia da família:

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

- hospedeiros = casas
- processos = crianças
- mensagens de aplicação = cartas em envelopes

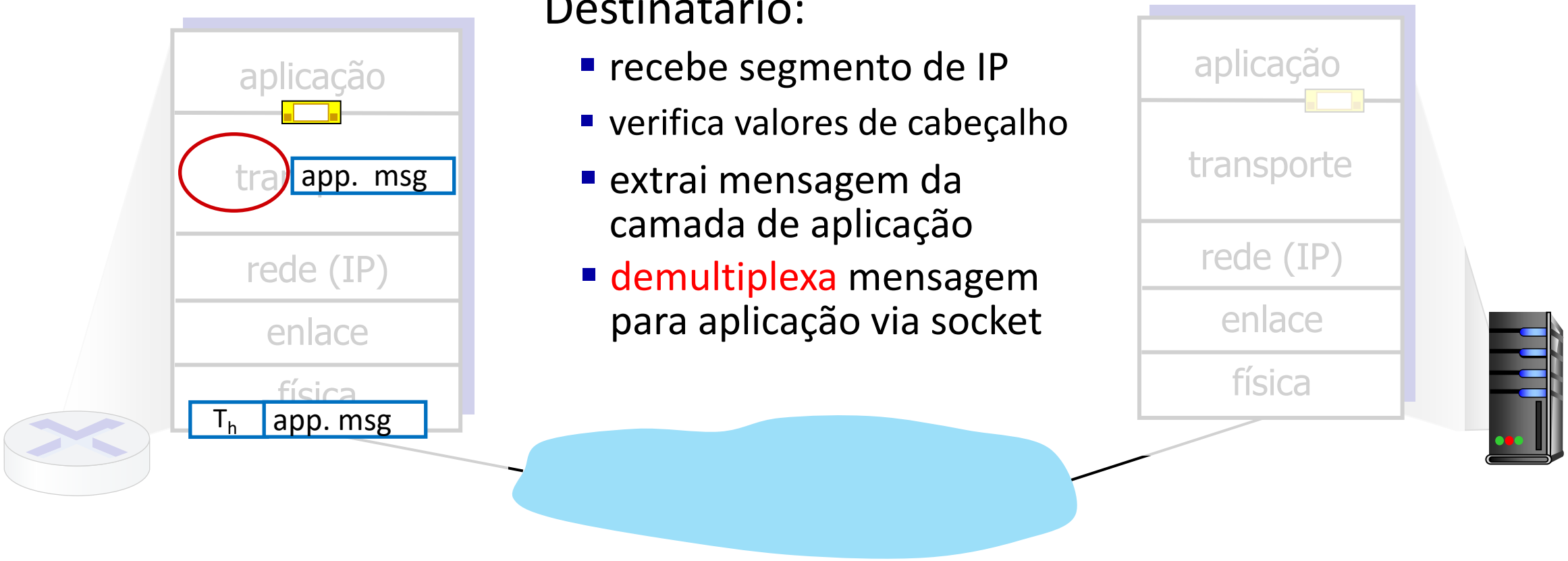
Ações da Camada de Transporte



Remetente:

- é passada uma mensagem da camada de aplicação
- determina valores de campos de cabeçalho do segmento
- cria segmento
- passa segmento para IP

Ações da Camada de Transporte

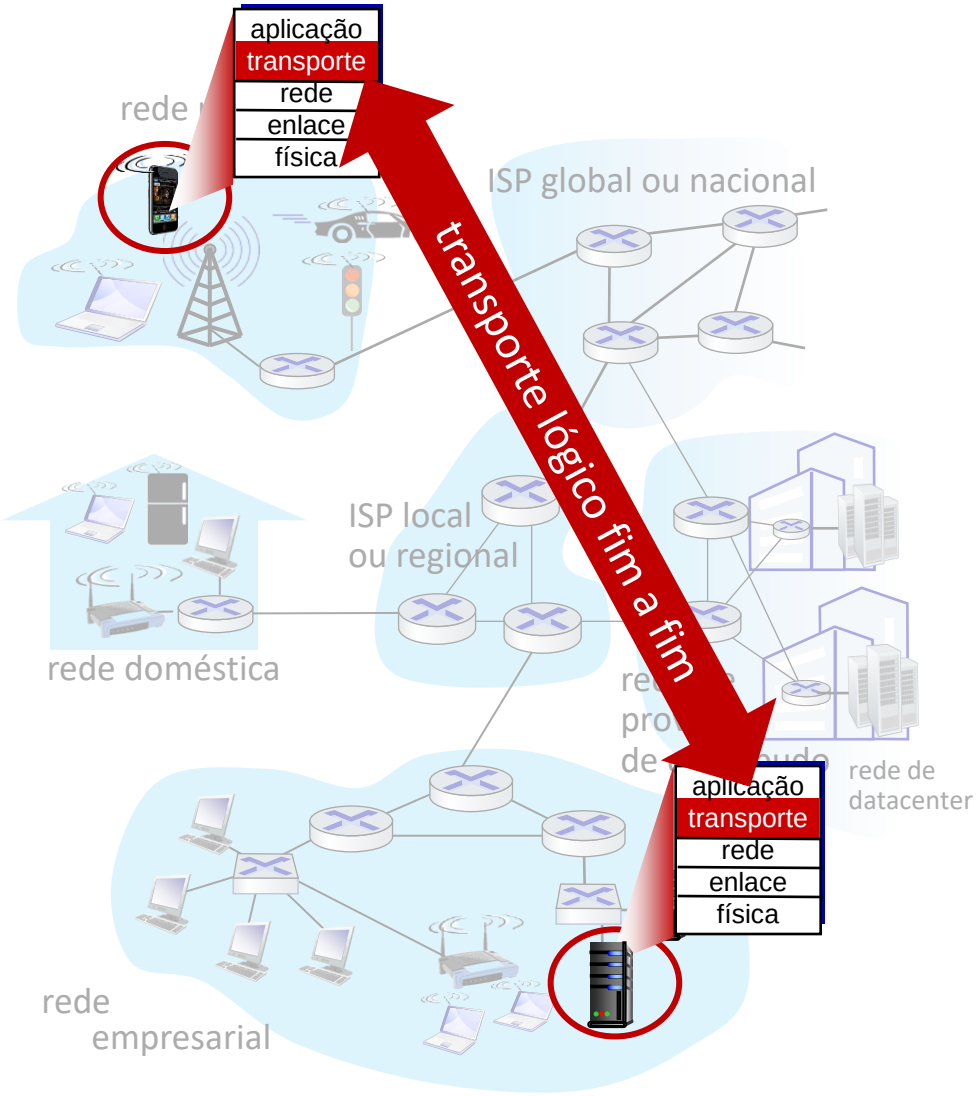


Destinatário:

- recebe segmento de IP
- verifica valores de cabeçalho
- extrai mensagem da camada de aplicação
- demultiplexa mensagem para aplicação via socket

Dois principais protocolos de transporte da Internet

- **TCP:** Transmission Control Protocol
  - entrega confiável e em ordem
  - controle de congestionamento
  - controle de fluxo
  - configuração de conexão
- **UDP:** User Datagram Protocol
  - entrega não confiável e não ordenada
  - extensão simples do “melhor esforço” do IP
- serviços não disponíveis:
  - garantias de atraso
  - garantias de largura de banda



Camada de transporte: roteiro

- Serviços da camada de transporte
- Multiplexação e demultiplexação
- Transporte sem conexão: UDP
- Princípios da transferência confiável de dados
- Transporte orientado a conexão: TCP
- Princípios de controle de congestionamentos
- Controle de congestionamento do TCP
- Evolução da funcionalidade de camada de transporte

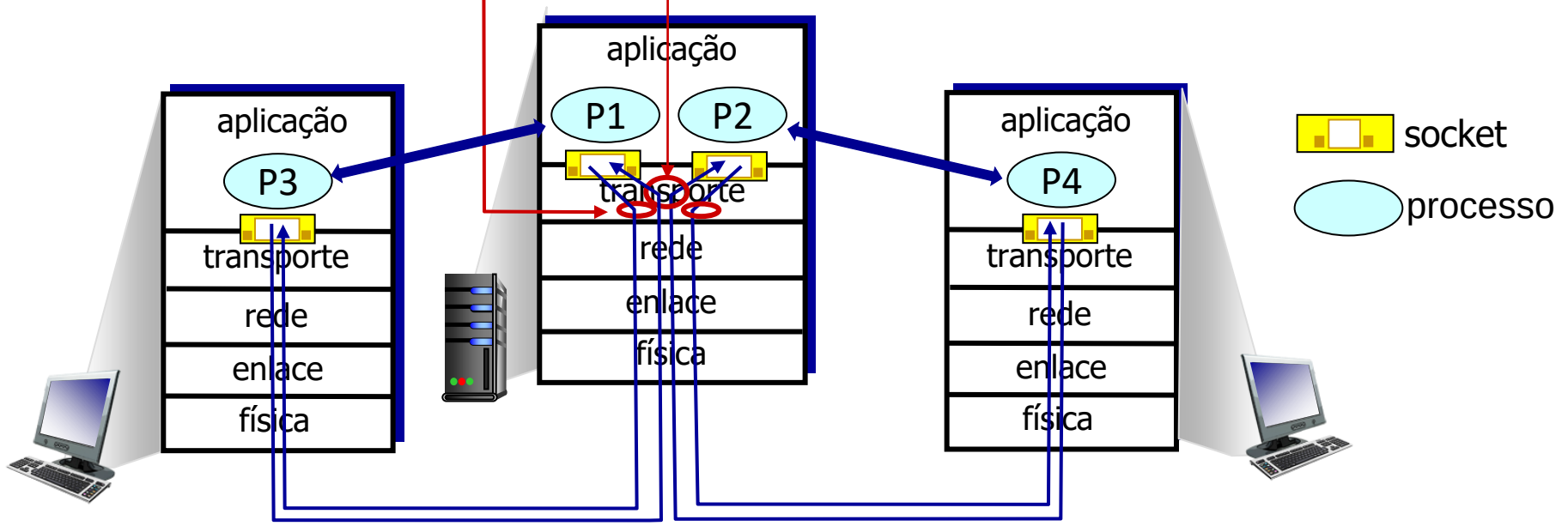
Multiplexação / demultiplexação

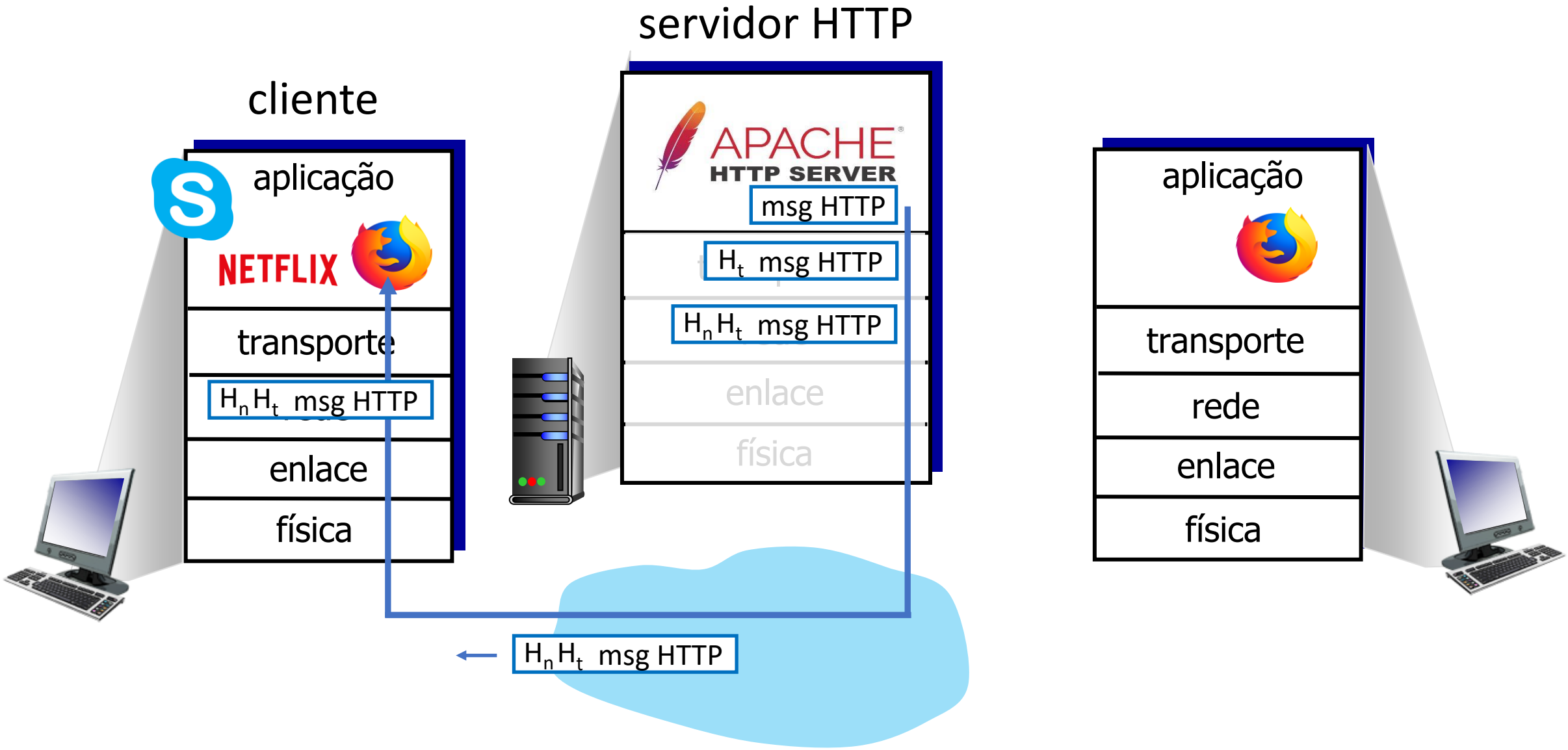
multiplexação no remetente:

manipula dados de vários sockets, adiciona cabeçalho de transporte (posteriormente usado para demultiplexação)

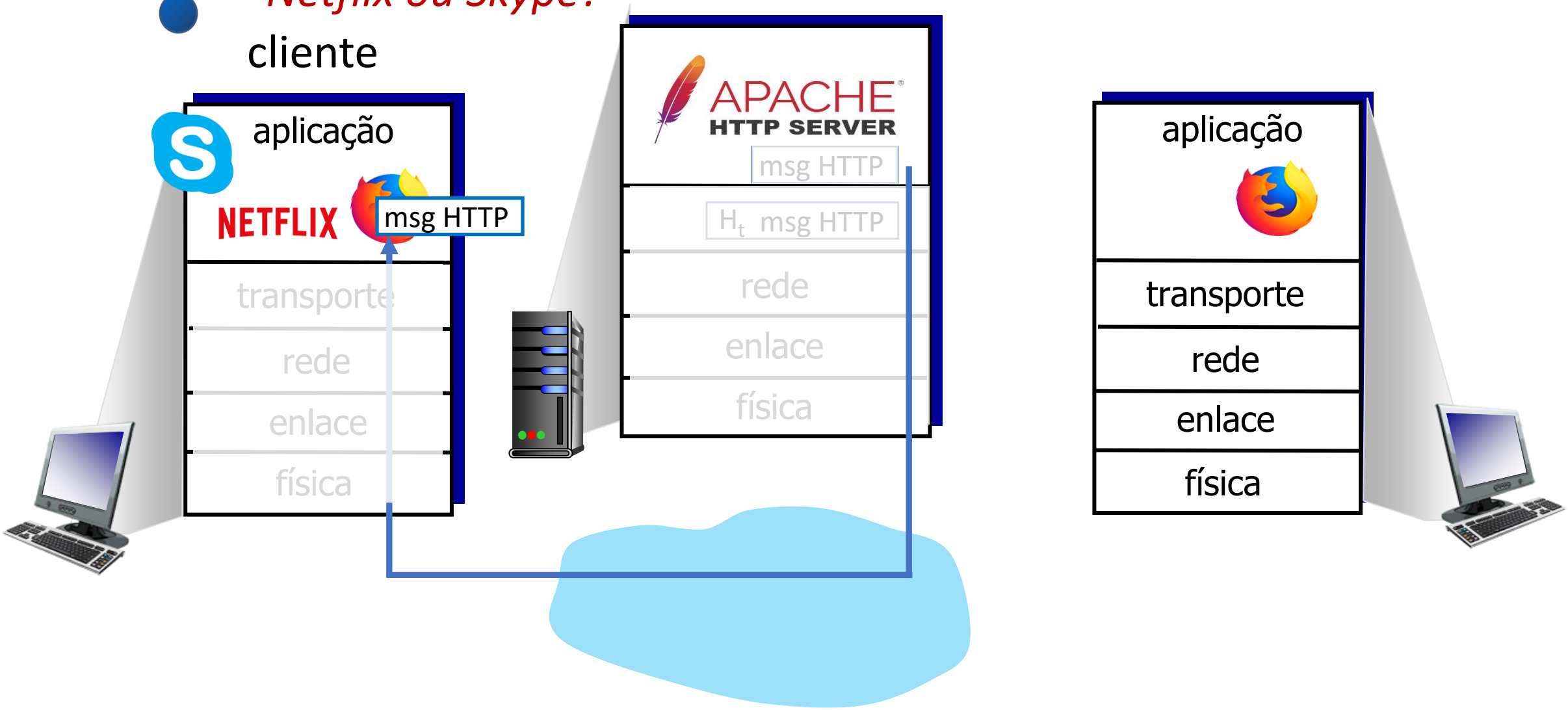
demultiplexação no destinatário:

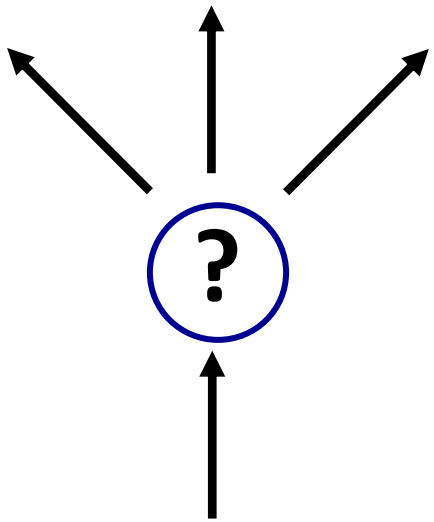
usa informações de cabeçalho para entregar segmentos recebidos para o socket correto



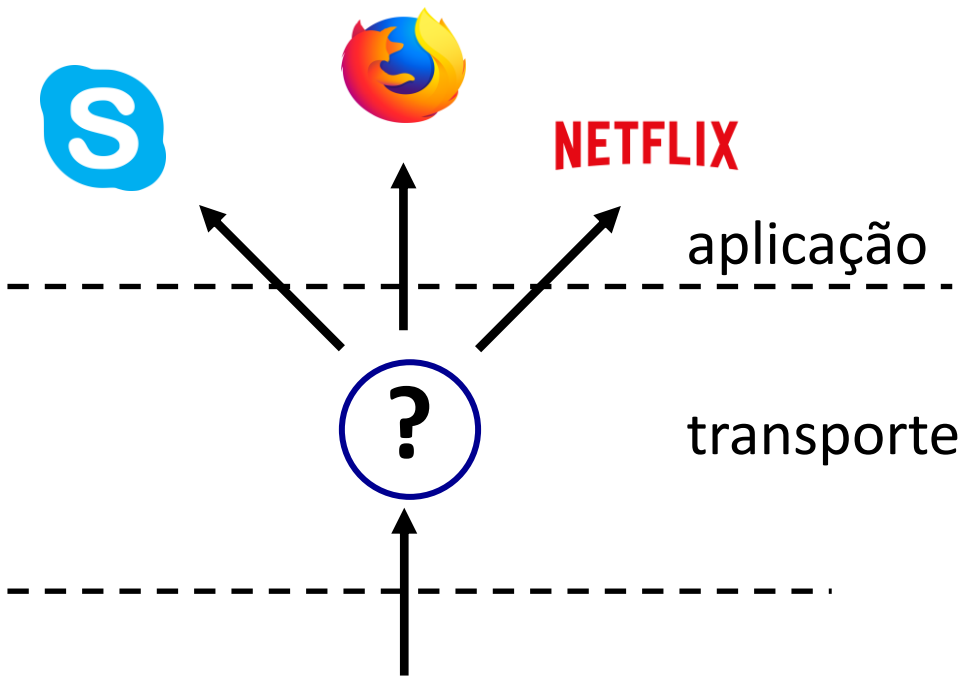

servidor HTTP
cliente
aplicação
NETFLIX
transporte
$H_n H_t$ msg HTTP
enlace
física
APACHE
HTTP SERVER
msg HTTP
H_t msg HTTP
$H_n H_t$ msg HTTP
enlace
física
aplicação
transporte
rede
enlace
física
$H_n H_t$ msg HTTP

Q: como a camada de transporte sabe que deve entregar a mensagem ao processo do navegador Firefox em vez do processo Netflix ou Skype?





de-multiplexação

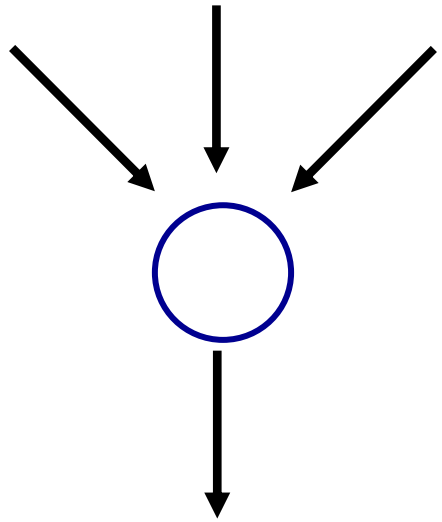


de-multiplexação

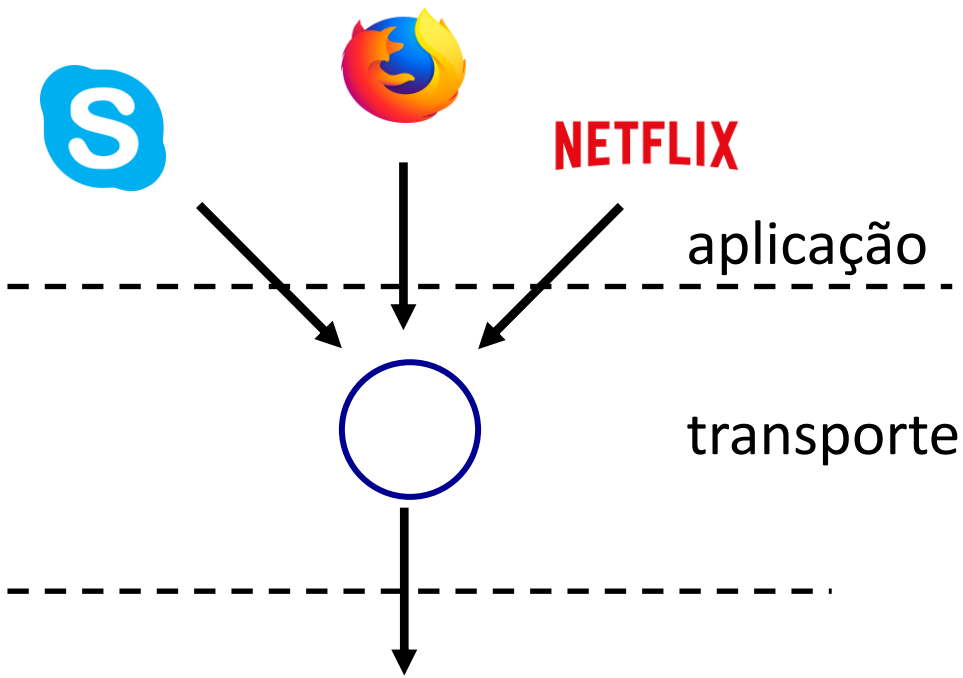
Demultiplexação


AIRFRANCE
ECONOMY
SKYTEAM
AIRFRANCE
SKY
PRIORITY™
SKYTEAM


TSA Pre✓
Transportation Security Administration
tsa.gov
Main Checkpoint
Transportation Security Administration
tsa.gov



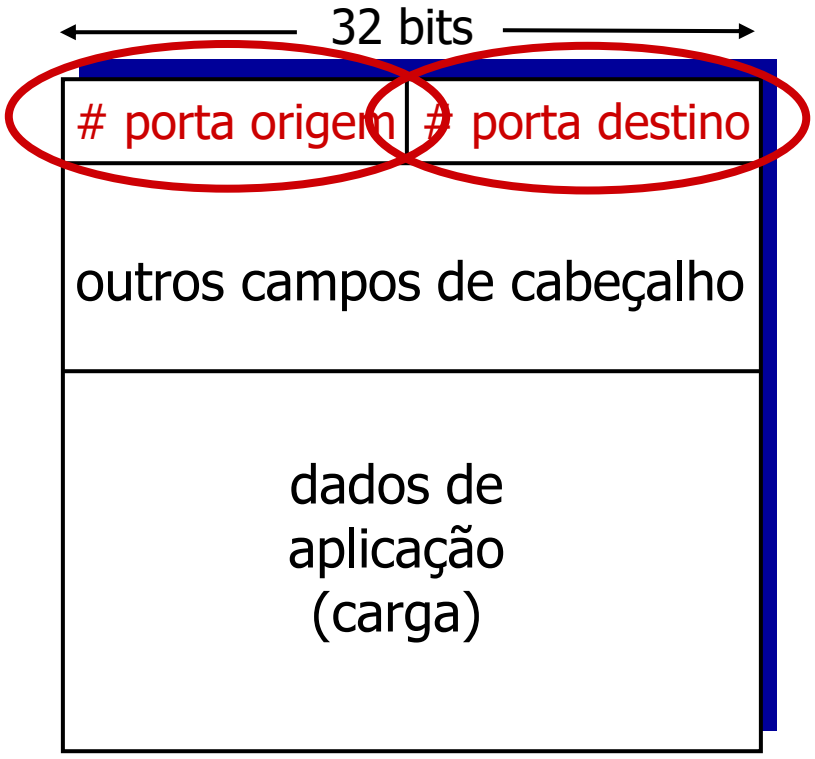
multiplexação


NETFLIX
aplicação
transporte
multiplexação


Multiplexação

Como funciona a demultiplexação

- hospedeiro recebe datagramas IP
  - cada datagrama tem endereço IP de origem e endereço IP de destino
  - cada datagrama carrega um segmento da camada de transporte
  - cada segmento tem números de porta de origem e de destino
- hospedeiro usa *endereços IP e números de portas* para direcionar segmento para o socket apropriado



formato de segmento TPC/UDP

Demultiplexação sem conexão

Lembre-se:

- ao criar um socket, é preciso especificar número de porta no *hospedeiro local*:

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

- ao criar datagrama para enviar para o socket UDP, deve-se especificar
  - endereço IP de destino
  - número de porta de destino

quando o hospedeiro receptor recebe um segmento *UDP*:

- verifica o número da porta de destino no segmento
- direciona o segmento UDP para o socket com aquele número de porta

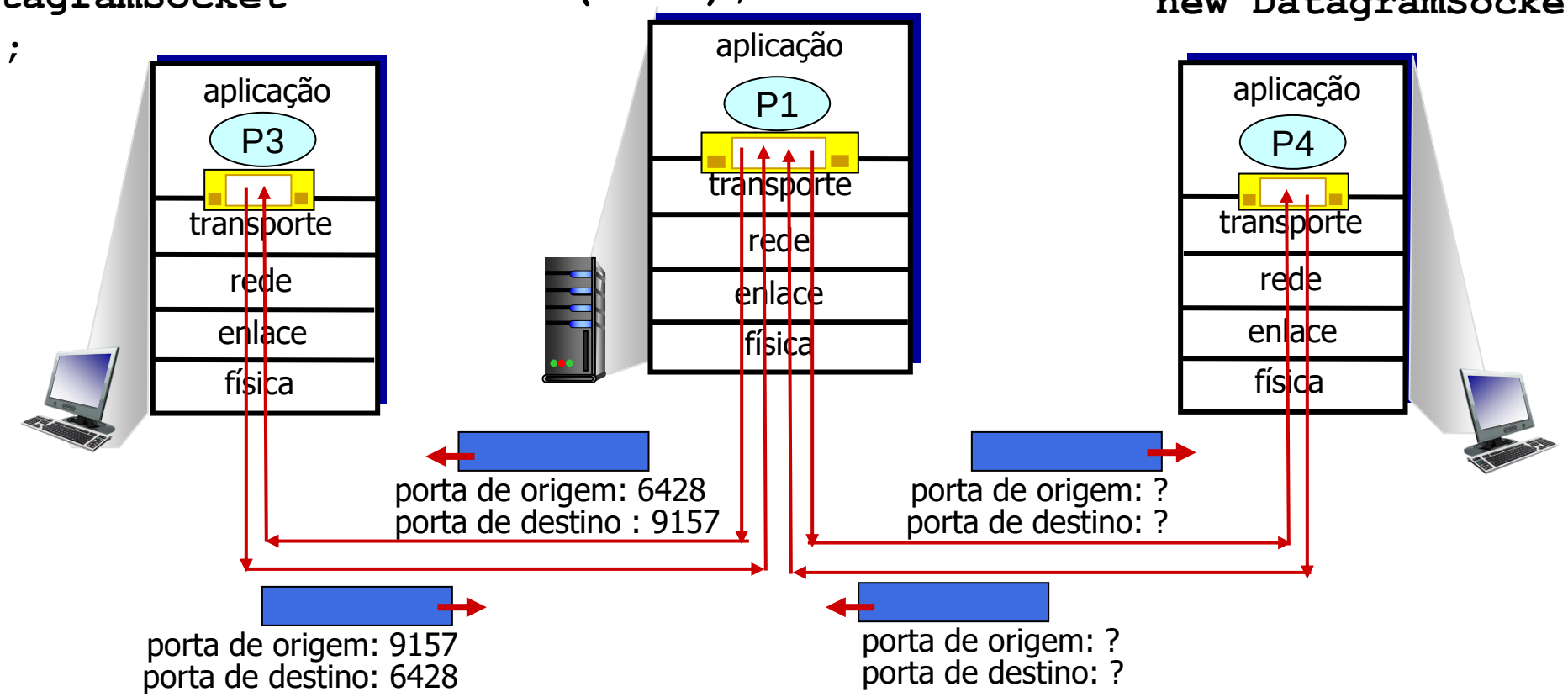
datagramas IP/UDP com o *mesmo número de porta de destino,* mas diferentes endereços IP de origem e/ou números de porta de origem serão direcionados para o *mesmo socket* no hospedeiro receptor

Demultiplexação sem conexão: um exemplo

```
DatagramSocket mySocket2 =
 new DatagramSocket
 (9157);
```

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

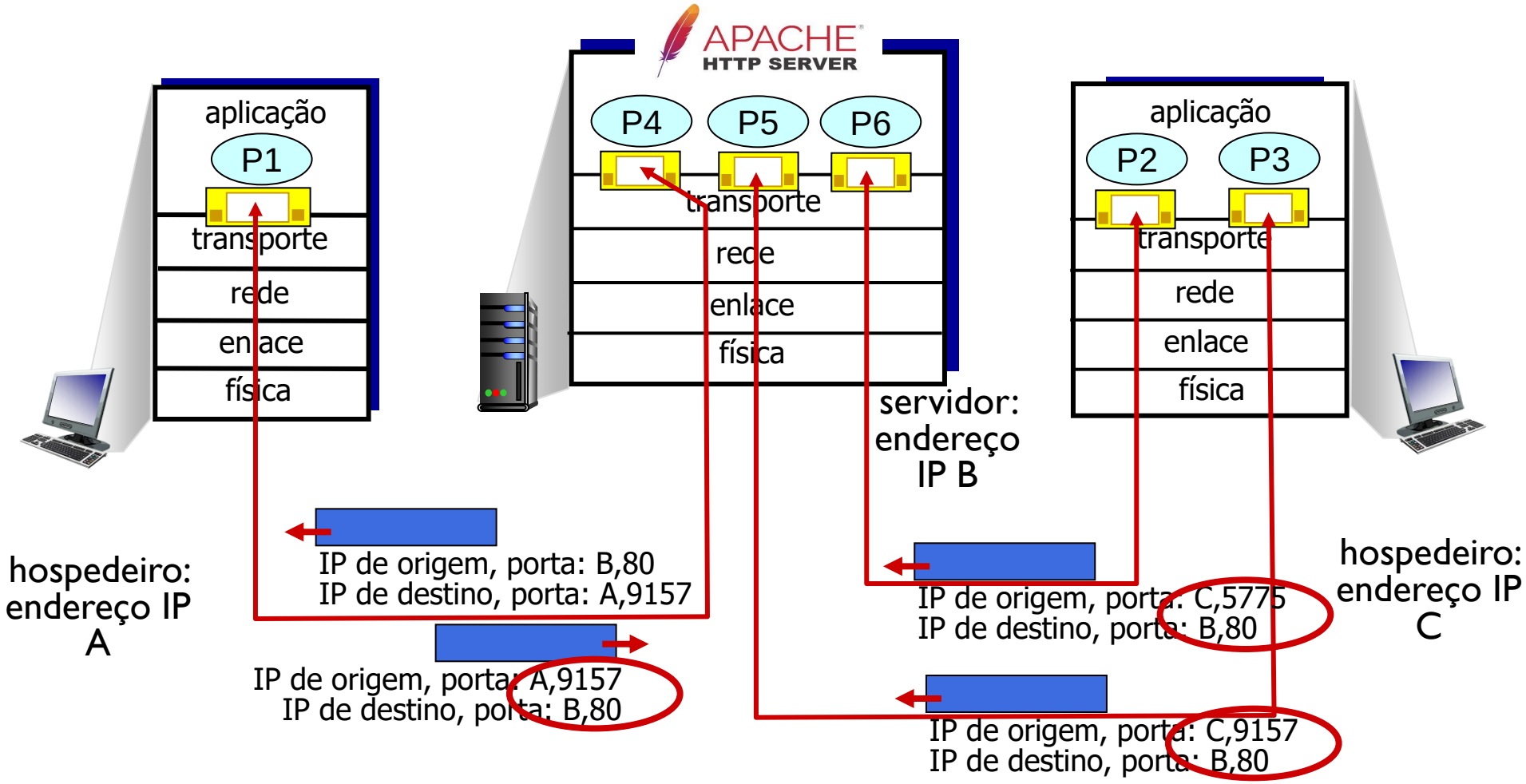
```
DatagramSocket mySocket1 =
 new DatagramSocket (5775);
```



Demultiplexação orientada a conexão

- socket TCP identificado por uma tupla de 4 elementos:
  - endereço IP de origem
  - número de porta de origem
  - endereço IP de destino
  - número de porta de destino
- demultiplexação: destinatário usa *todos os quatro valores (tupla de 4)* para direcionar o segmento para o socket apropriado
- servidor pode suportar muitos sockets TCP simultâneos:
  - cada socket identificado por sua própria tupla de 4
  - cada socket associado com uma conexão de cliente diferente

Demultiplexação orientada a conexão: exemplo



Três segmentos, todos destinados ao endereço IP: B,
porta de destino: 80 são demultiplexados para *diferentes* sockets

Resumo

- Multiplexação e demultiplexação: baseadas em valores de campos de cabeçalho do segmento e do datagrama
- **UDP:** demultiplexação usando (apenas) endereço IP e número da porta de destino
- **TCP:** demultiplexação usando tupla de 4 elementos: endereços IP e números de portas de origem e destino
- Multiplexação/demultiplexação acontece em *todas* as camadas

Camada de transporte: roteiro

- Serviços da camada de transporte
- Multiplexação e demultiplexação
- Transporte sem conexão: UDP
- Princípios da transferência confiável de dados
- Transporte orientado a conexão: TCP
- Princípios de controle de congestionamentos
- Controle de congestionamento do TCP
- Evolução da funcionalidade da camada de transporte

UDP: User Datagram Protocol

- protocolo de transporte da Internet "sem luxo", só o básico
- serviço de "melhor esforço", segmentos UDP podem ser:
  - perdidos
  - entregues fora de ordem à aplicação
- *sem conexão:*
  - sem *handshaking* entre emissor e receptor UDP
  - cada segmento UDP é manipulado independentemente dos outros

Por que existe UDP?

- nenhum estabelecimento de conexão (que pode adicionar atraso de RTT)
- simples: nenhum estado de conexão nos remetente e destinatário
- tamanho de cabeçalho pequeno
- nenhum controle de congestionamento
  - UDP pode disparar tão rápido quanto desejado!
  - pode funcionar na presença de congestionamento

UDP: User Datagram Protocol

- usos do UDP:
  - aplicações multimídia de streaming (tolerante à perda, sensível à taxa)
  - DNS
  - SNMP
  - HTTP/3
- se for necessária uma transferência confiável sobre o UDP (por exemplo, HTTP/3):
  - adicionar confiabilidade necessária na camada de aplicação
  - adicionar controle de congestionamento na camada de aplicação

UDP: User Datagram Protocol [RFC 768]

INTERNET STANDARD

RFC 768

J. Postel
ISI
28 August 1980

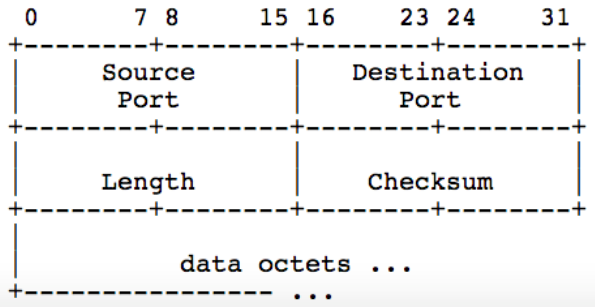
User Datagram Protocol

Introduction

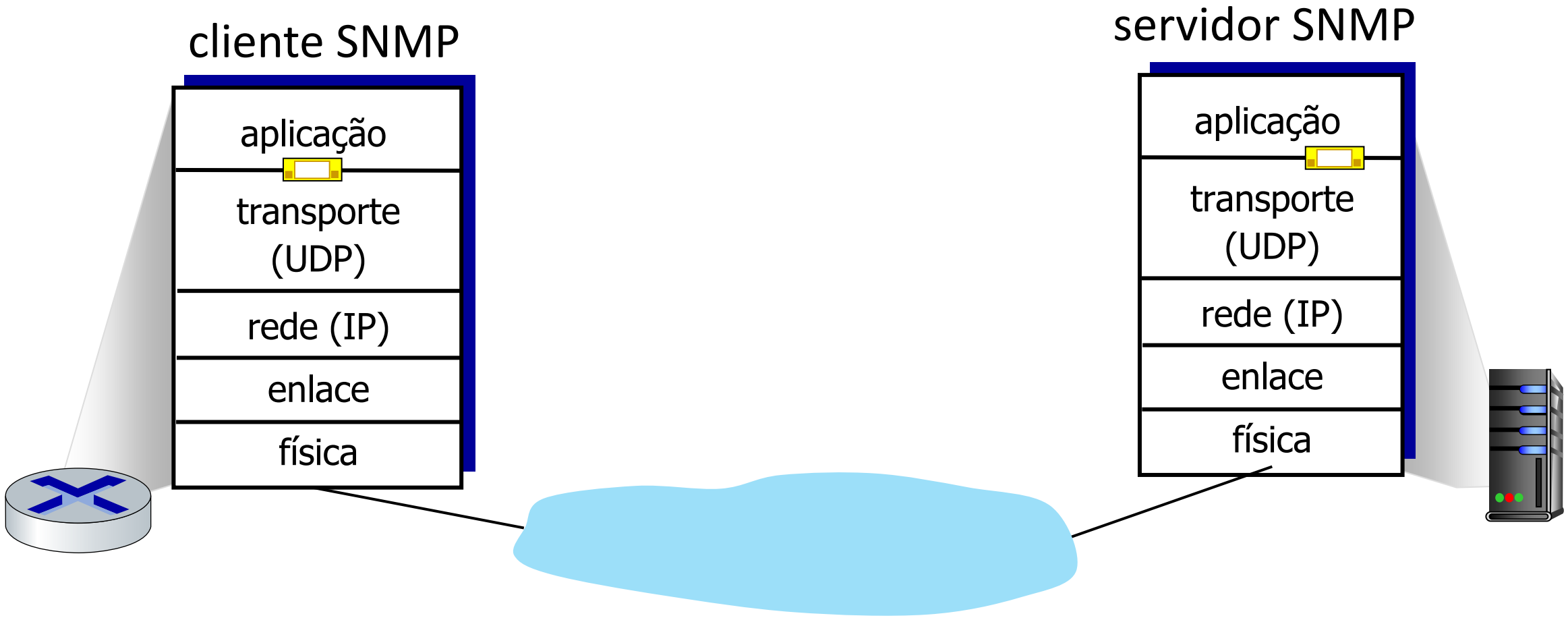
This User Datagram Protocol (UDP) is defined to make available a datagram mode of packet-switched computer communication in the environment of an interconnected set of computer networks. This protocol assumes that the Internet Protocol (IP) [1] is used as the underlying protocol.

This protocol provides a procedure for application programs to send messages to other programs with a minimum of protocol mechanism. The protocol is transaction oriented, and delivery and duplicate protection are not guaranteed. Applications requiring ordered reliable delivery of streams of data should use the Transmission Control Protocol (TCP) [2].

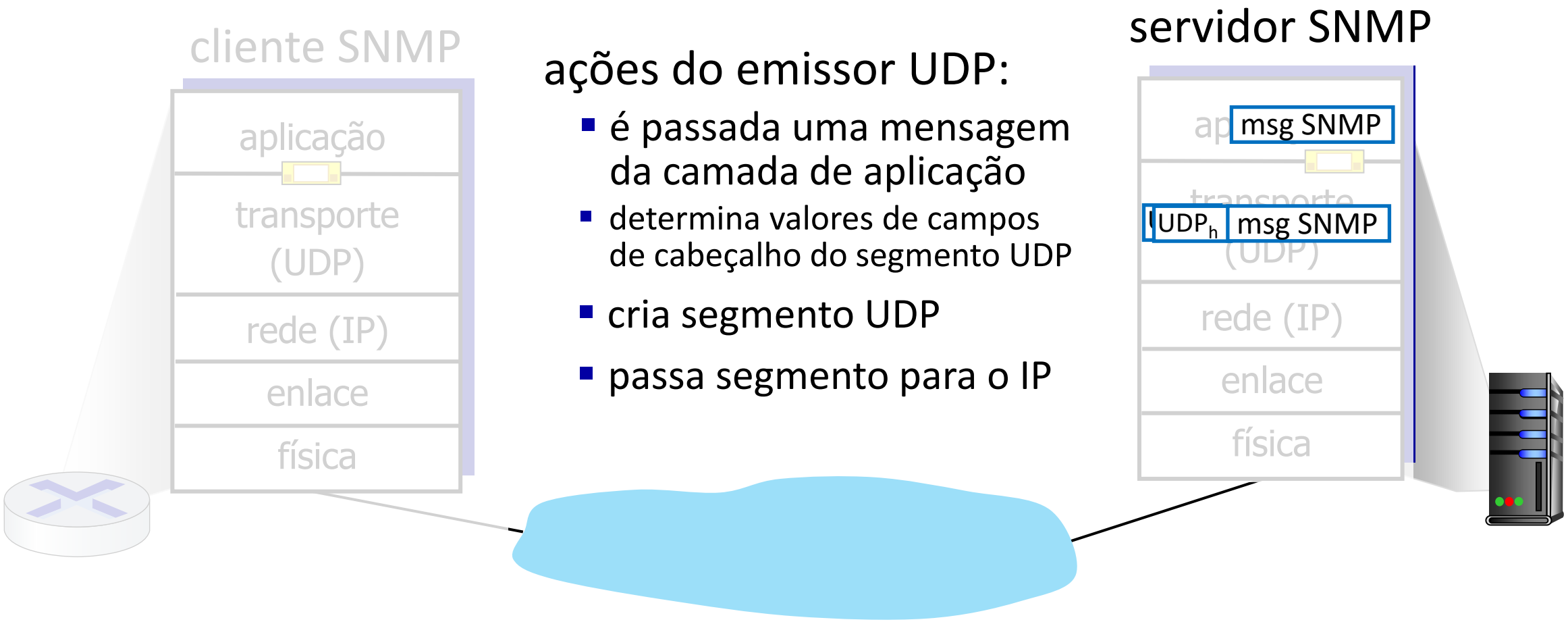
Format



UDP: Ações da Camada de Transporte



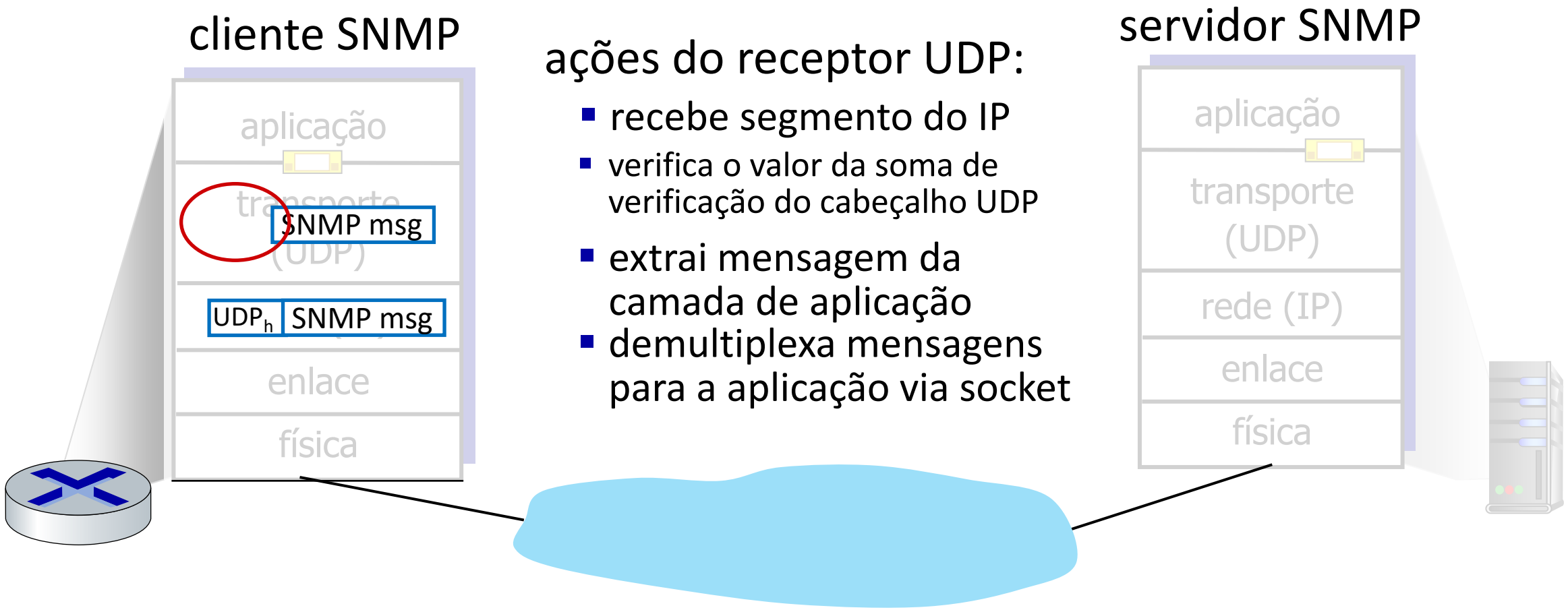
UDP: Ações da Camada de Transporte



ações do emissor UDP:

- é passada uma mensagem da camada de aplicação
- determina valores de campos de cabeçalho do segmento UDP
- cria segmento UDP
- passa segmento para o IP

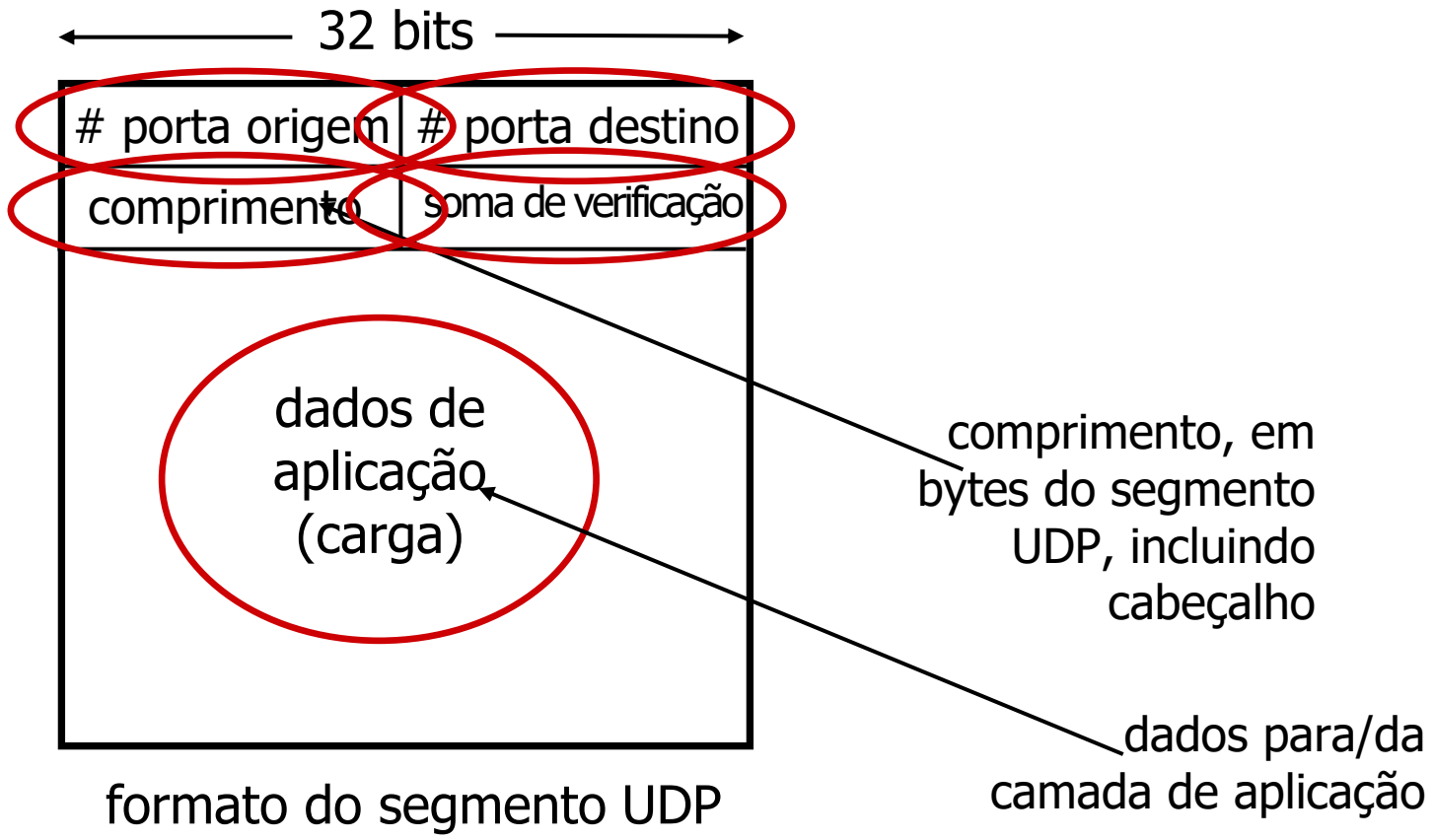
UDP: Ações da Camada de Transporte



ações do receptor UDP:

- recebe segmento do IP
- verifica o valor da soma de verificação do cabeçalho UDP
- extrai mensagem da camada de aplicação
- demultiplexa mensagens para a aplicação via socket

Cabeçalho do segmento UDP

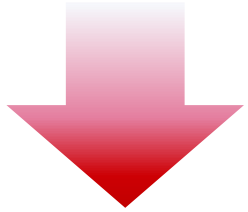


formato do segmento UDP

Soma de verificação do UDP

Objetivo: detectar erros (ou seja, bits invertidos) em segmentos transmitidos

	1º número	2º número	soma
Transmitido:	5	6	11
Recebido:	4	6	11



soma de verificação computada pelo receptor ≠ soma de verificação computada pelo emissor (como recebida)

Soma de verificação do UDP

Objetivo: detectar erros (ou seja, bits invertidos) em segmentos transmitidos

emissor:

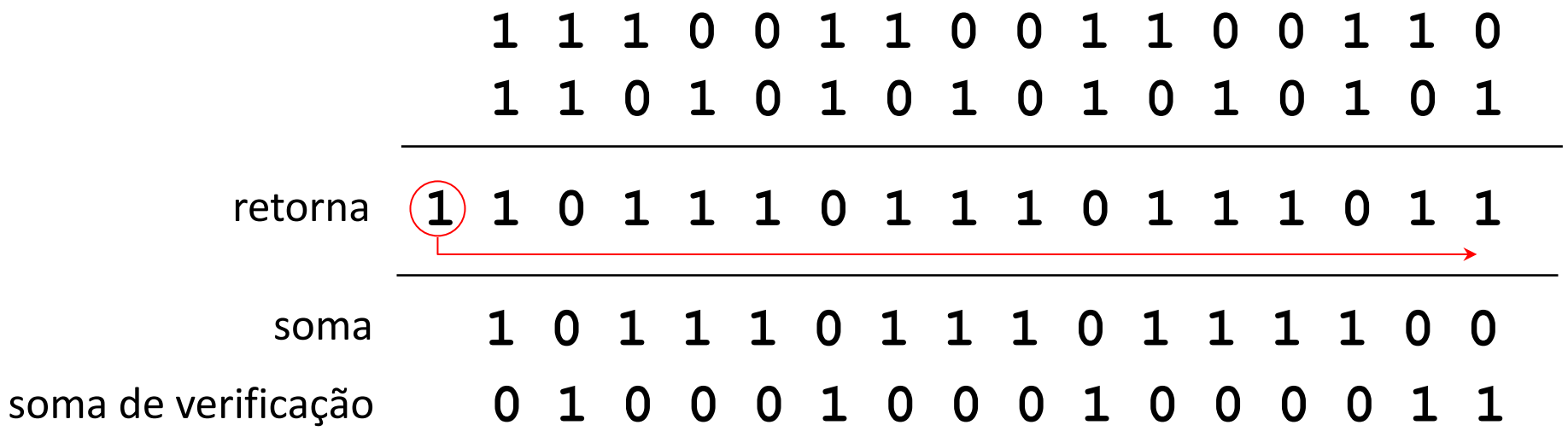
- trata conteúdo do segmento UDP (incluindo campos de cabeçalhos do UDP e endereços IP) como sequências de inteiros de 16 bits
- soma de verificação: adição (soma com complemento de um) do conteúdo do segmento
- valor da soma de verificação colocado no campo de soma de verificação do UDP

receptor:

- computa a soma de verificação dos segmentos recebidos
- verifica se a soma de verificação é igual ao valor no campo da soma de verificação:
  - não é igual - erro detectado
  - igual - sem erros detectados. *Mas talvez hajam erros mesmo assim?* Mais a seguir ….

Soma de verificação da Internet: um exemplo

exemplo: adicionar dois inteiros de 16 bits

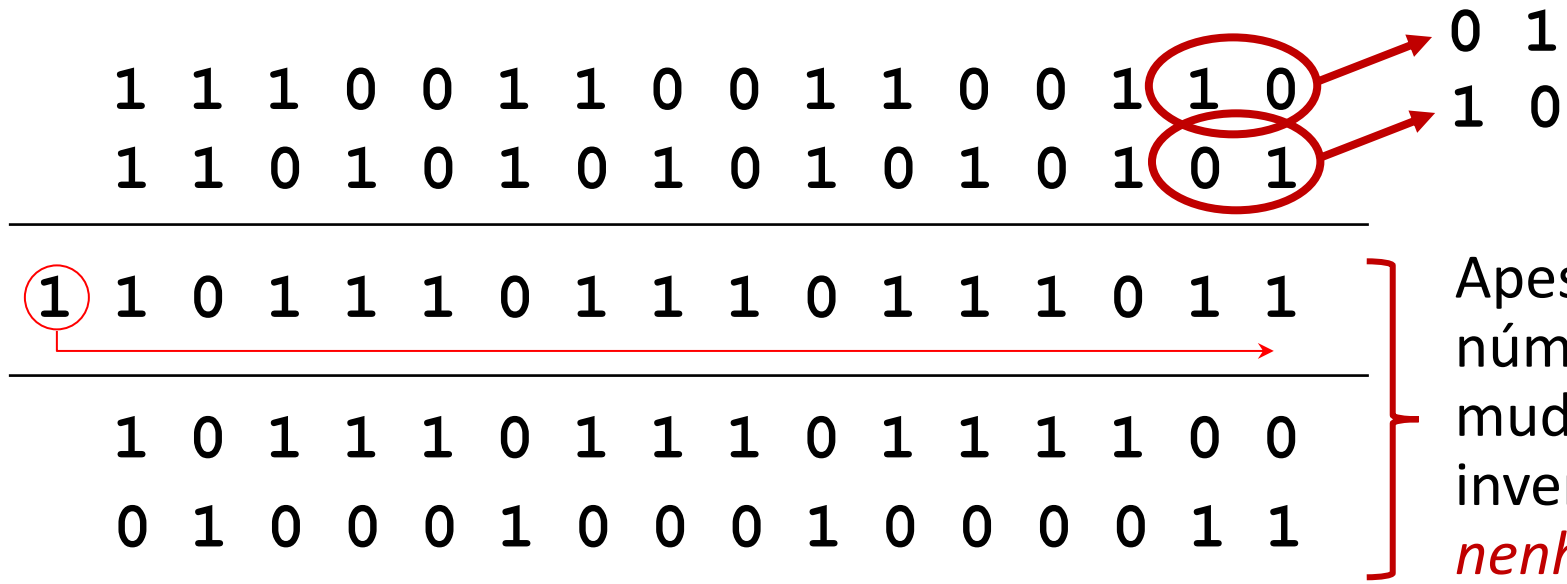


Nota: ao adicionar números, um "vai um" do bit mais significativo precisa ser adicionado ao resultado

* Confira os exercícios interativos online para mais exemplos: http://gaia.cs.umass.edu/kurose_ross/interactive/

Soma de verificação da Internet: proteção fraca!

exemplo: adicionar dois inteiros de 16 bits



Apesar de os números terem mudado (bits invertidos), *nenhuma* mudança ocorre na soma de verificação!

Resumo: UDP

- protocolo “sem luxo”:
  - segmentos podem ser perdidos, entregues fora de ordem
  - serviço de melhor esforço: “envie e espere pelo melhor”
- UDP tem seus pontos positivos:
  - sem configuração/*handshaking* necessários (nenhum RTT a mais)
  - pode funcionar quando o serviço de rede está comprometido
  - ajuda com a confiabilidade (soma de verificação)
- funcionalidade adicional em cima do UDP pode ser criada na camada de aplicação (por exemplo, HTTP/3)

Camada de transporte: roteiro

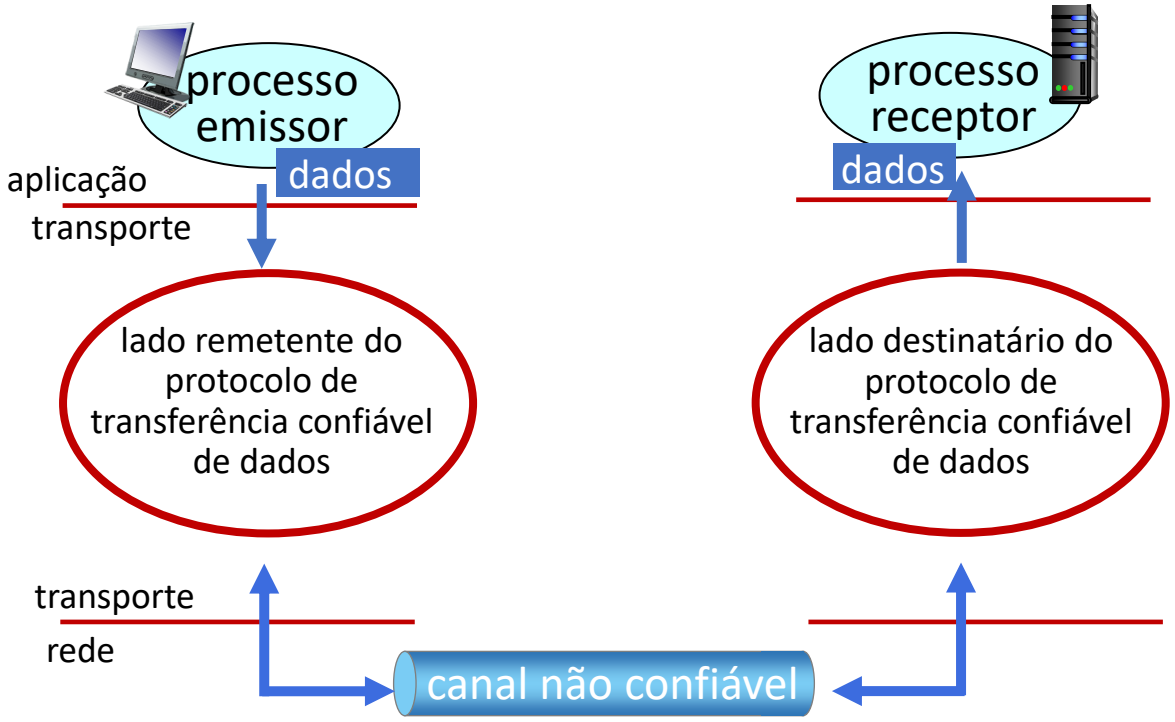
- Serviços da camada de transporte
- Multiplexação e demultiplexação
- Transporte sem conexão: UDP
- Princípios da transferência confiável de dados
- Transporte orientado a conexão: TCP
- Princípios de controle de congestionamentos
- Controle de congestionamento do TCP
- Evolução da funcionalidade da camada de transporte

Princípios de transferência confiável de dados

abstração de serviço confiável

Princípios de transferência confiável de dados

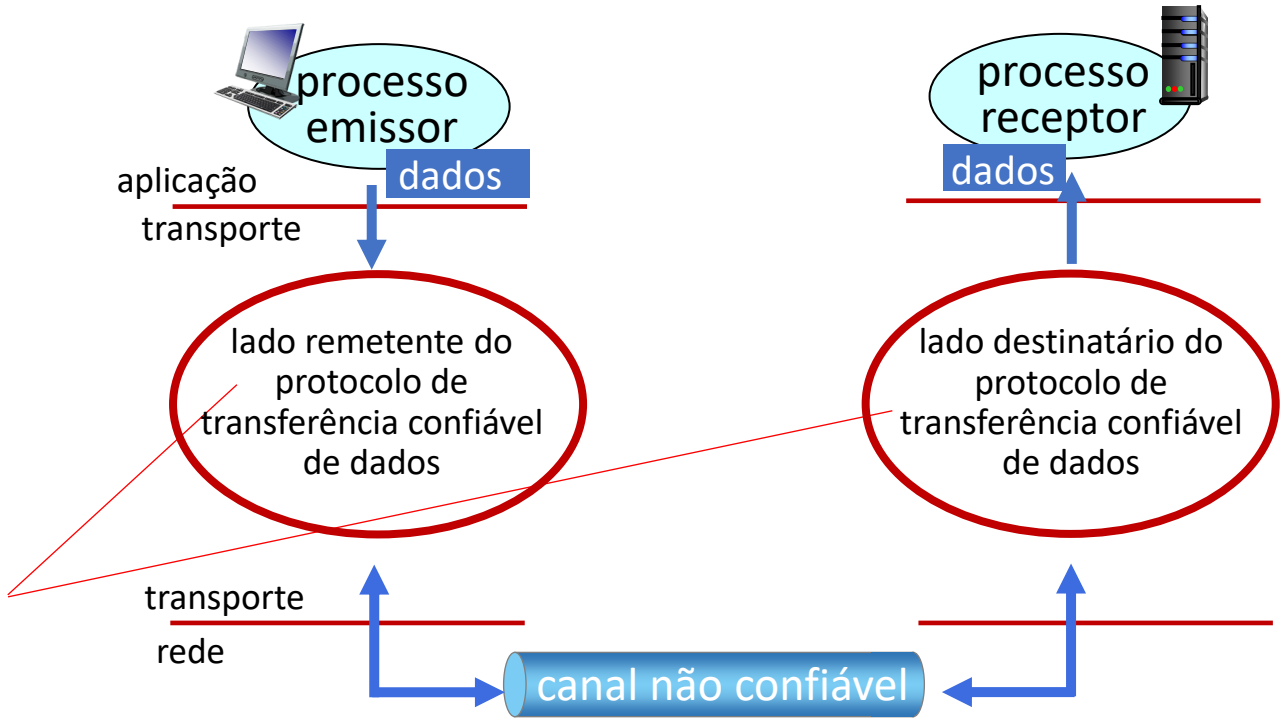
abstração de serviço confiável



Implementação de serviço confiável

Princípios de transferência confiável de dados

A complexidade do protocolo de transferência confiável de dados dependerá (fortemente) das características do canal não confiável (perde, corrompe, reordena dados?)

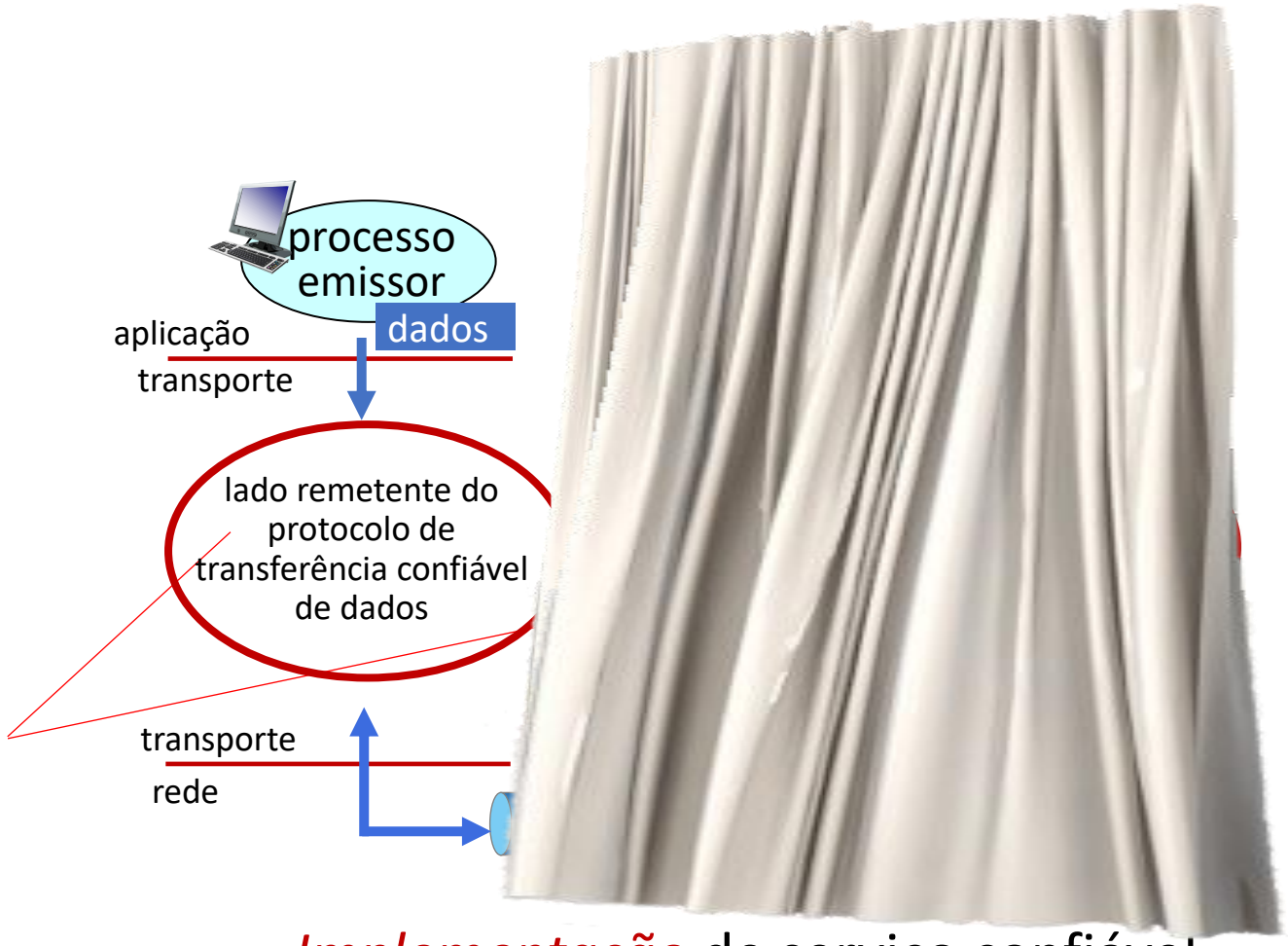


Implementação de serviço confiável

Princípios de transferência confiável de dados

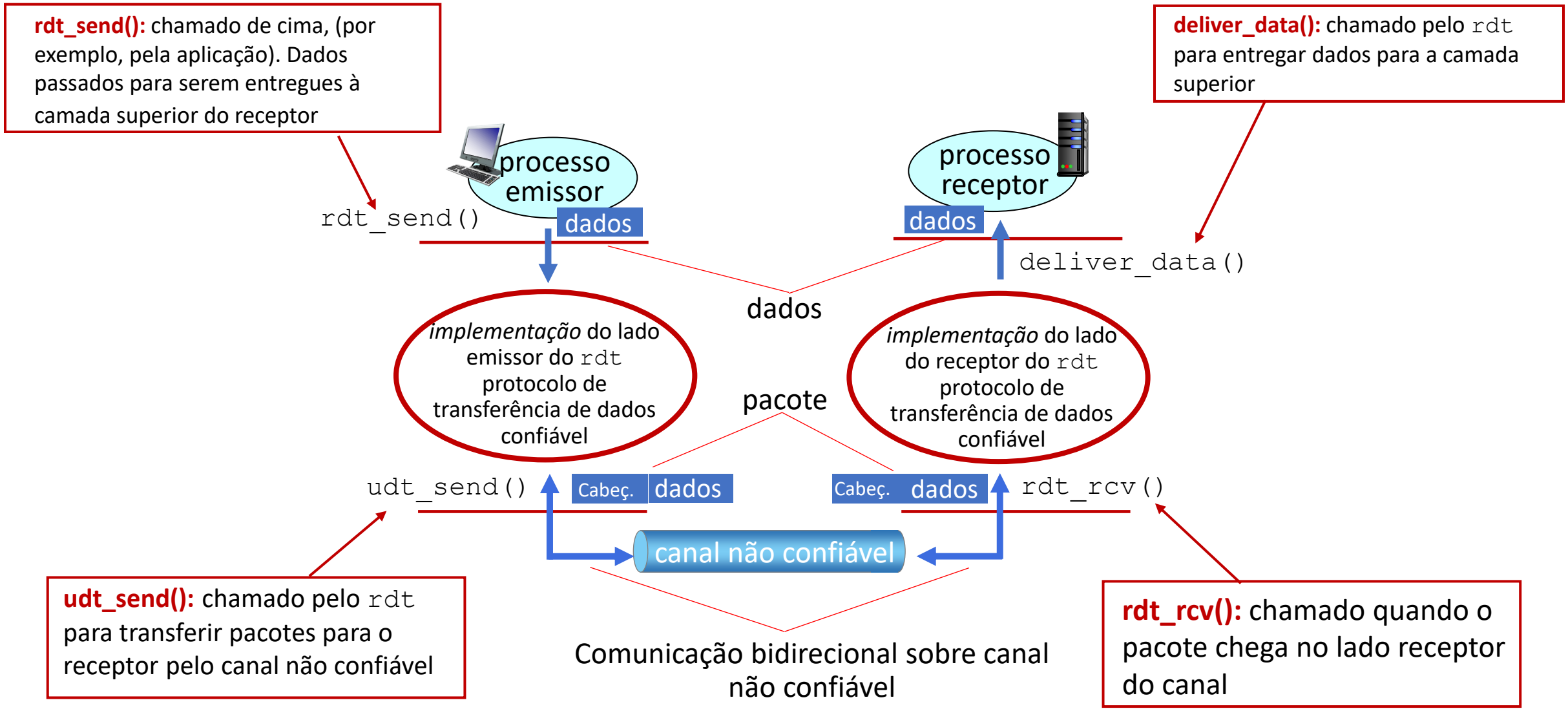
Emissor e receptor *não* sabem o "estado" do outro, ex: uma mensagem foi recebida?

- a menos que comunicado através de uma mensagem



Implementação de serviço confiável

Protocolo de transferência confiável de dados (rdt): interfaces

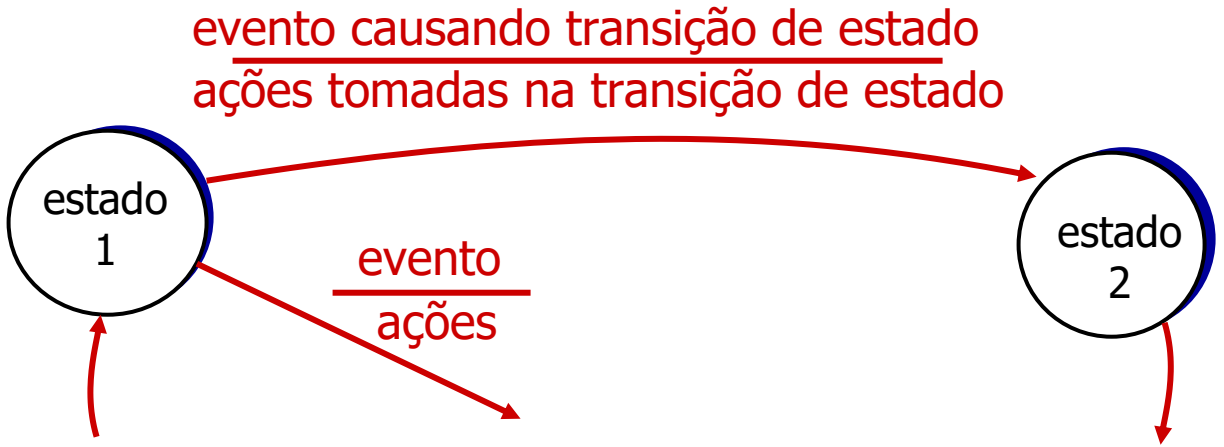


Transferência confiável de dados: começando

Nós vamos:

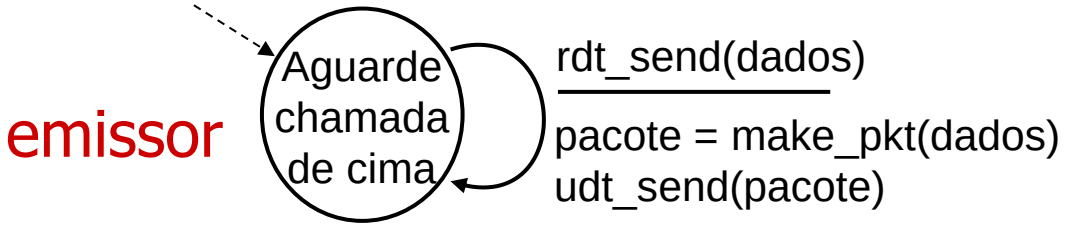
- desenvolver incrementalmente os lados emissor e receptor do protocolo de transferência confiável de dados (`rdt`)
- considerar apenas transferência de dados unidirecional
  - mas as informações de controle irão fluir em ambas as direções!
- usar máquinas de estado finito (FSM) para especificar emissor e receptor

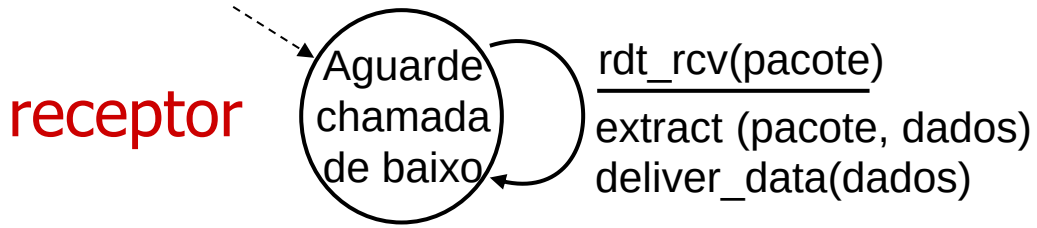
estado: quando neste "estado", próximo estado exclusivamente determinado pelo próximo evento



rdt1.0: transferência confiável por um canal confiável

- canal subjacente perfeitamente confiável
  - sem erros de bit
  - sem perda de pacotes
- FSMs *separadas* para emissor e receptor:
  - emissor envia dados para o canal subjacente
  - receptor lê dados do canal subjacente





rdt2.0: canal com erros de bit

- canal subjacente pode inverter bits no pacote
  - soma de verificação (ex.: soma de verificação da Internet) pode detectar erros de bit
- *a* questão: como se recuperar de erros?

Como os humanos se recuperam de "erros" durante uma conversa?

rdt2.0: canal com erros de bit

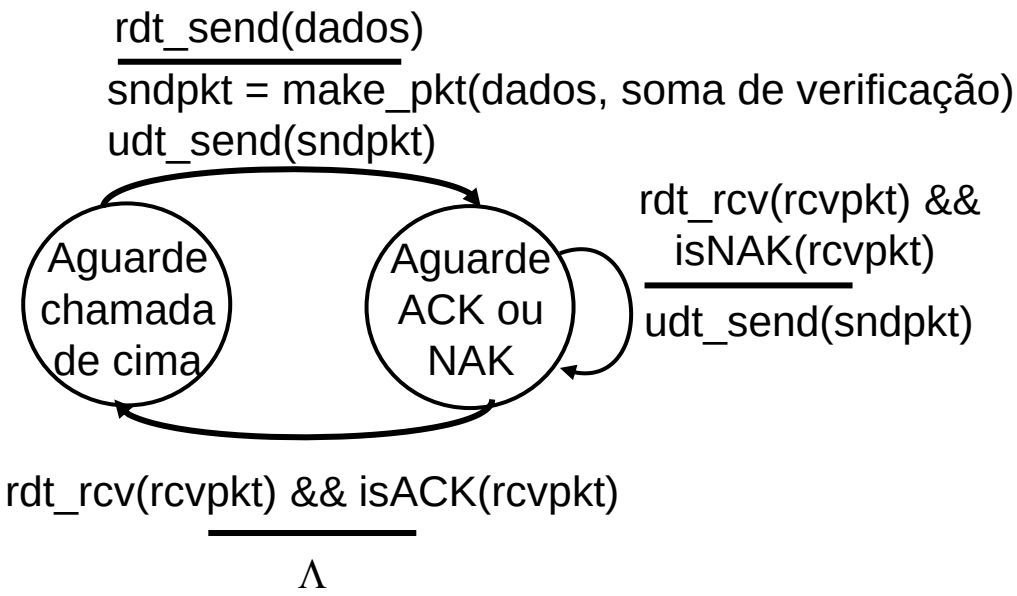
- canal subjacente pode inverter bits no pacote
  - soma de verificação para detectar erros de bit
- *a* questão: como se recuperar de erros?
  - *confirmação (ACKs):* receptor explicitamente diz ao remetente que pacote recebido está OK
  - *confirmação negativa (NAKs):* receptor explicitamente diz ao remetente que pacote tinha erros
  - emissor *retransmite* pacote ao receber um NAK

pare e espere

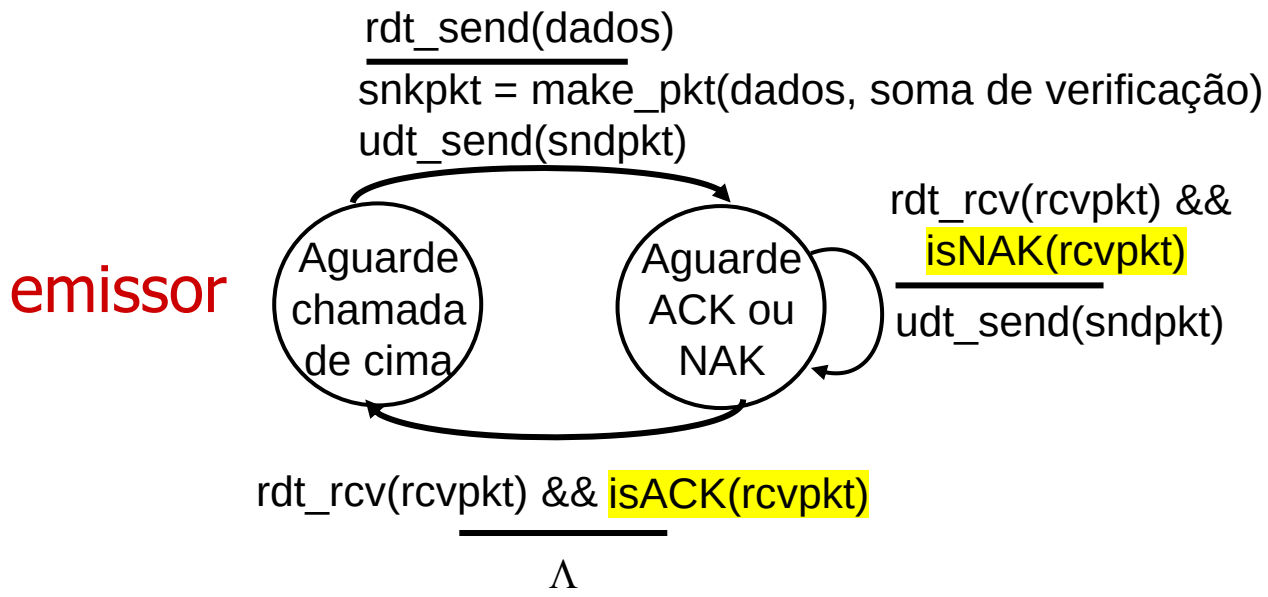
remetente envia um pacote, em seguida, espera por resposta do receptor

rdt2.0: especificações da FSM

emissor



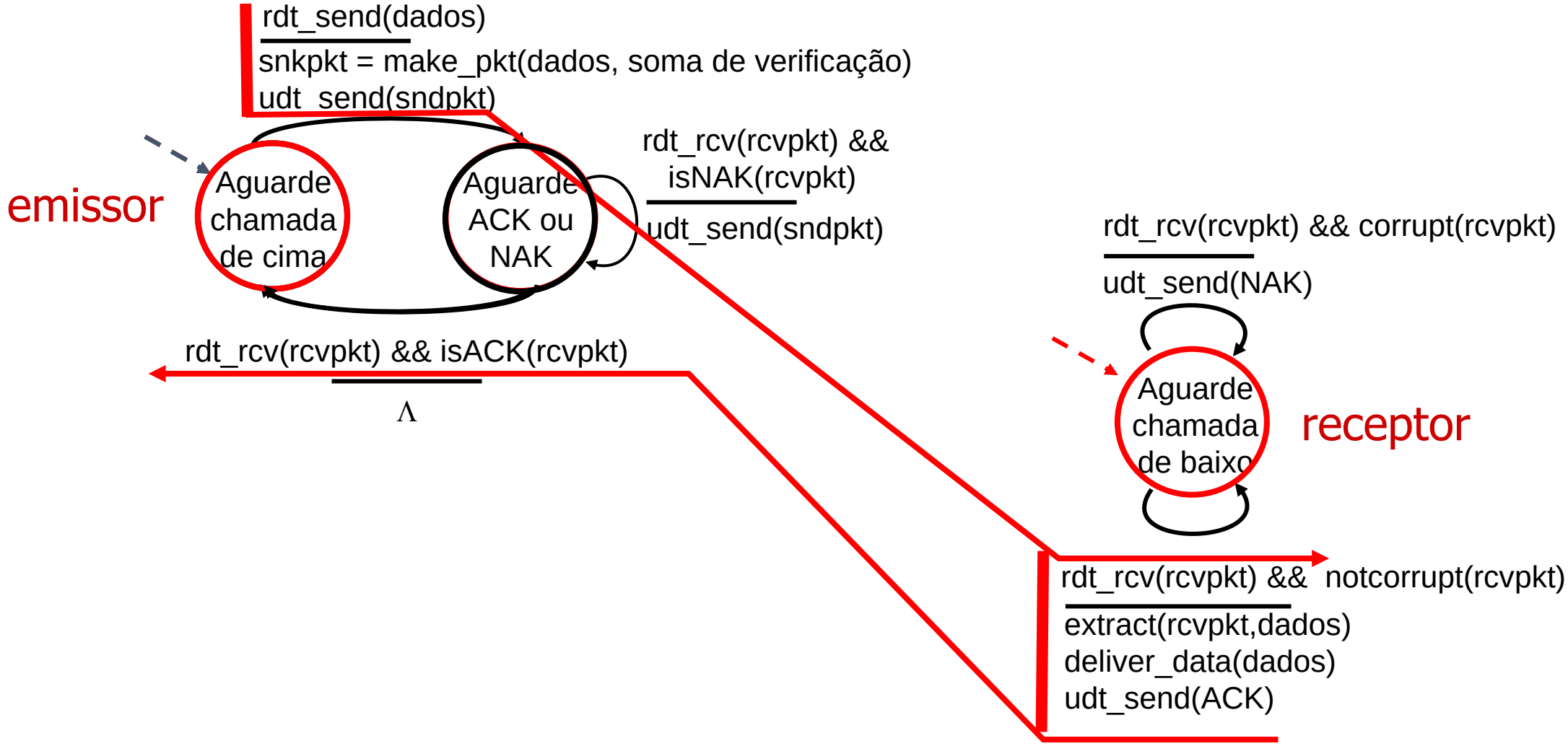
rdt2.0: especificações da FSM



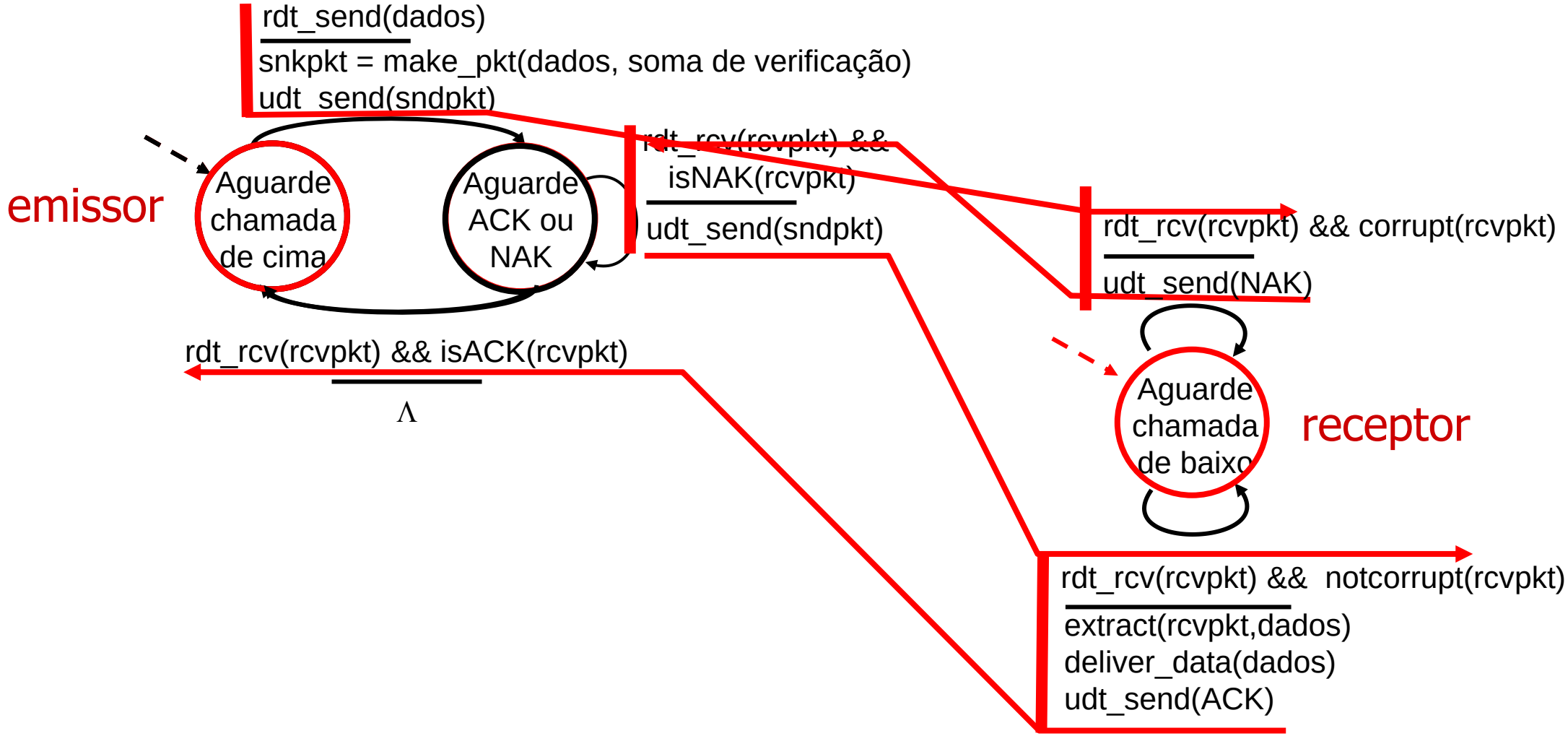
Nota: "estado" do receptor (o receptor entendeu minha mensagem corretamente?) não é conhecido pelo emissor a menos que seja comunicado de alguma forma do receptor para o transmissor

- É por isso que precisamos de um protocolo!

rdt2.0: operação sem erros



rdt2.0: cenário de pacote corrompido



rdt2.0 tem uma falha fatal!

o que acontece se ACK/NAK for corrompido?

- emissor não sabe o que aconteceu no receptor!
- não pode simplesmente retransmitir: possível duplicata

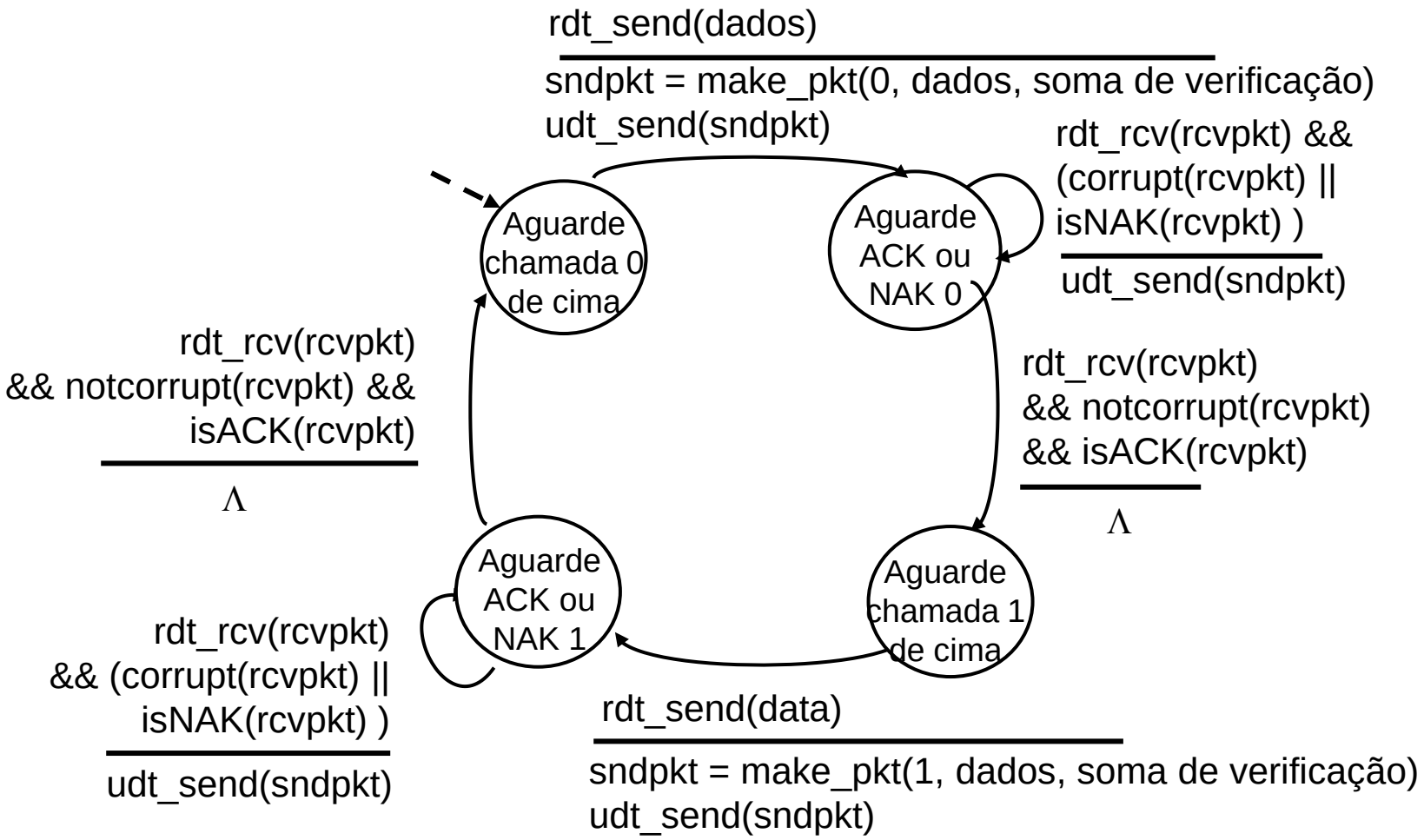
manipulação de duplicatas:

- remetente retransmite pacote atual se ACK/NAK estiver corrompido
- emissor adiciona *número de sequência* para cada pacote
- receptor descarta (não entrega) pacote duplicado

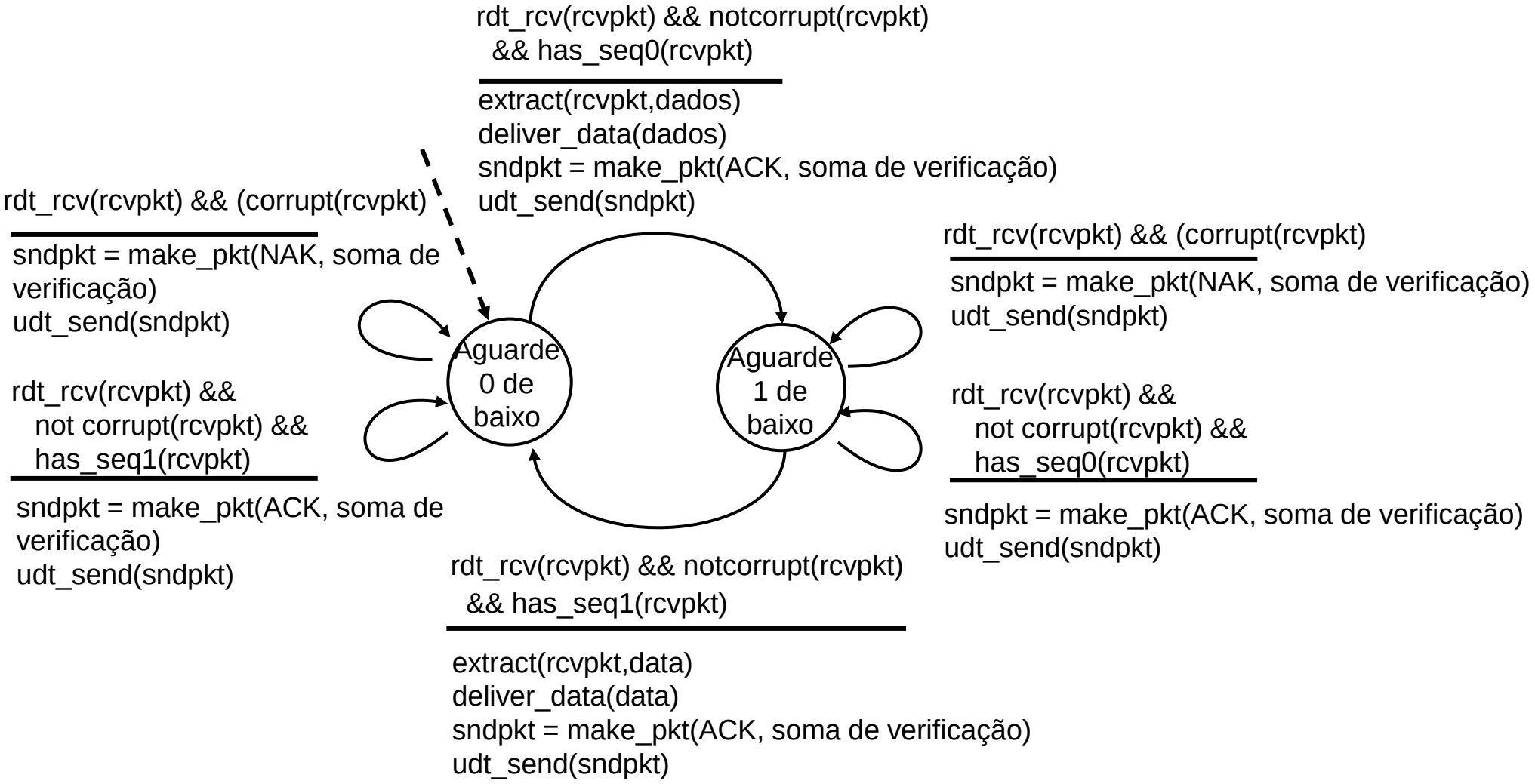
pare e espere

remetente envia um pacote, em seguida, espera por resposta do receptor

rdt2.1: emissor, manipulando ACK/NAKs corrompidos



rdt2.1: receptor, manipulando ACK/NAKs corrompidos



rdt2.1: discussão

emissor:

- número de sequência adicionado a pacote
- dois números de sequência (0,1) são suficientes. Por que?
- deve verificar se recebeu ACK/NAK corrompido
- duas vezes mais estados
  - estado deve "lembrar" se pacote "esperado" deve ter número de sequência 0 ou 1

receptor:

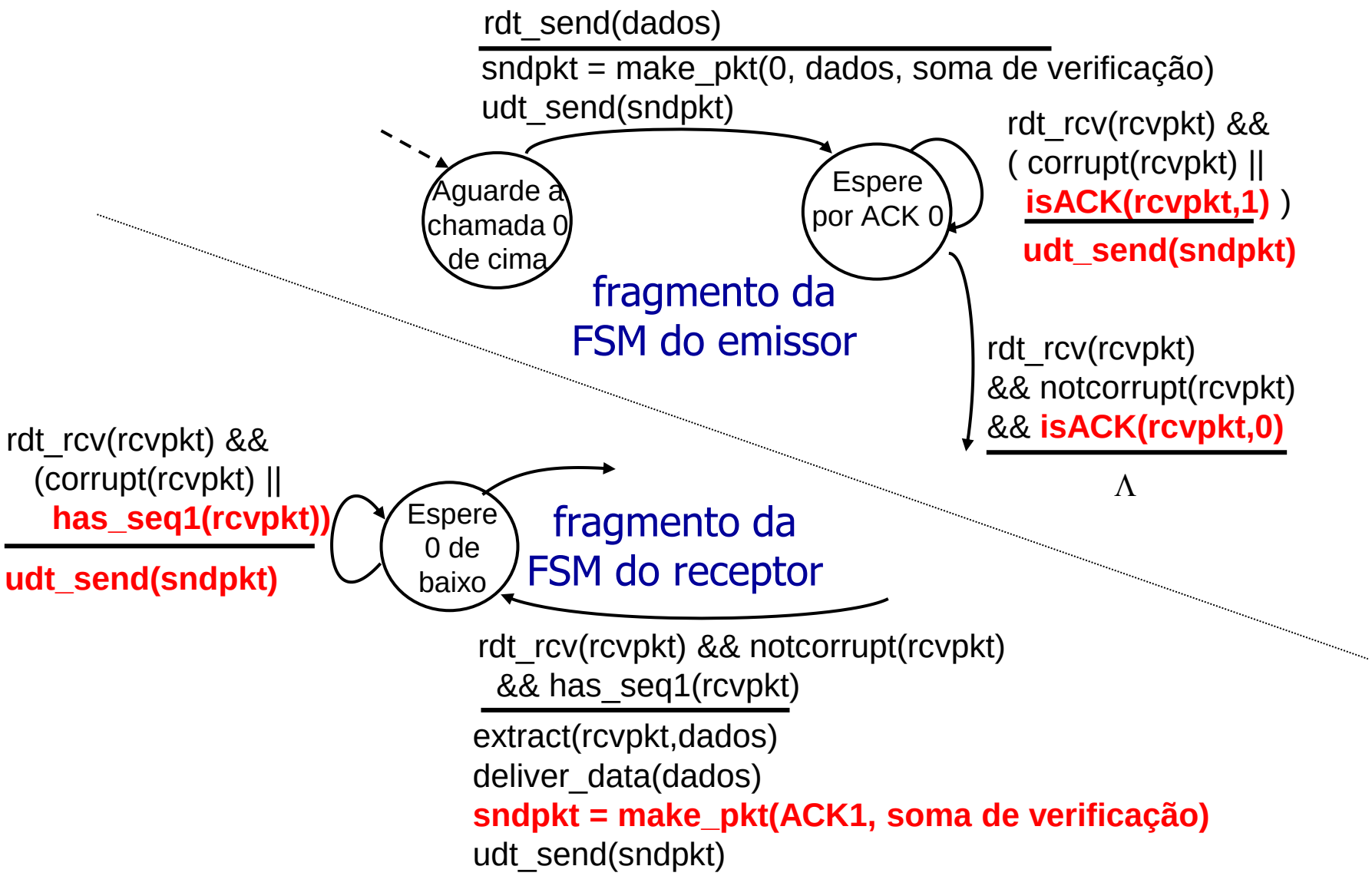
- deve verificar se o pacote recebido é duplicado
  - estado indica se 0 ou 1 é o número de sequência do pacote esperado
- nota: o receptor *não* tem como saber se o último ACK/NAK foi recebido ok no emissor

rdt2.2: um protocolo sem NAK

- mesma funcionalidade do rdt2.1, usando apenas ACKs
- em vez de NAK, receptor envia ACK para último pacote recebido OK
  - receptor deve incluir *explicitamente* número de sequência do pacote sendo reconhecido
- ACK duplicado no remetente resulta na mesma ação que o NAK: *retransmitir pacote atual*

Como veremos, o TCP usa essa abordagem para ser livre de NAK

rdt2.2: fragmentos do emissor e do receptor



rdt3.0: canais com erros *e* perdas

Nova suposição do canal: canal subjacente também pode *perder* pacotes (dados, ACKs)

- soma de verificação, números de sequência, ACKs, retransmissões ajudarão ... mas não são o suficiente

Q: Como os *humanos* lidam com palavras perdidas de emissor para receptor na conversa?

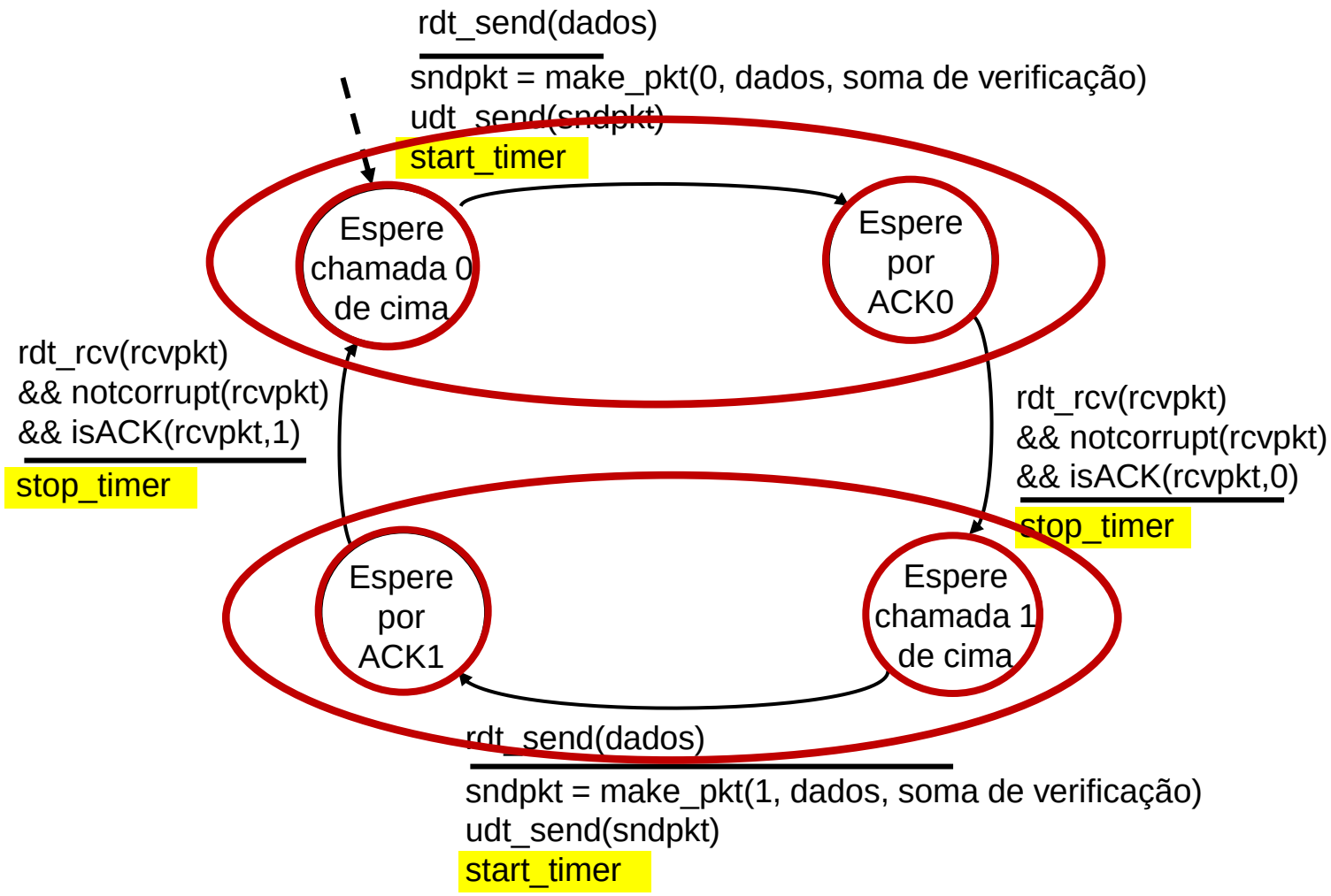
rdt3.0: canais com erros *e* perdas

Abordagem: emissor espera quantidade "razoável" de tempo por ACK

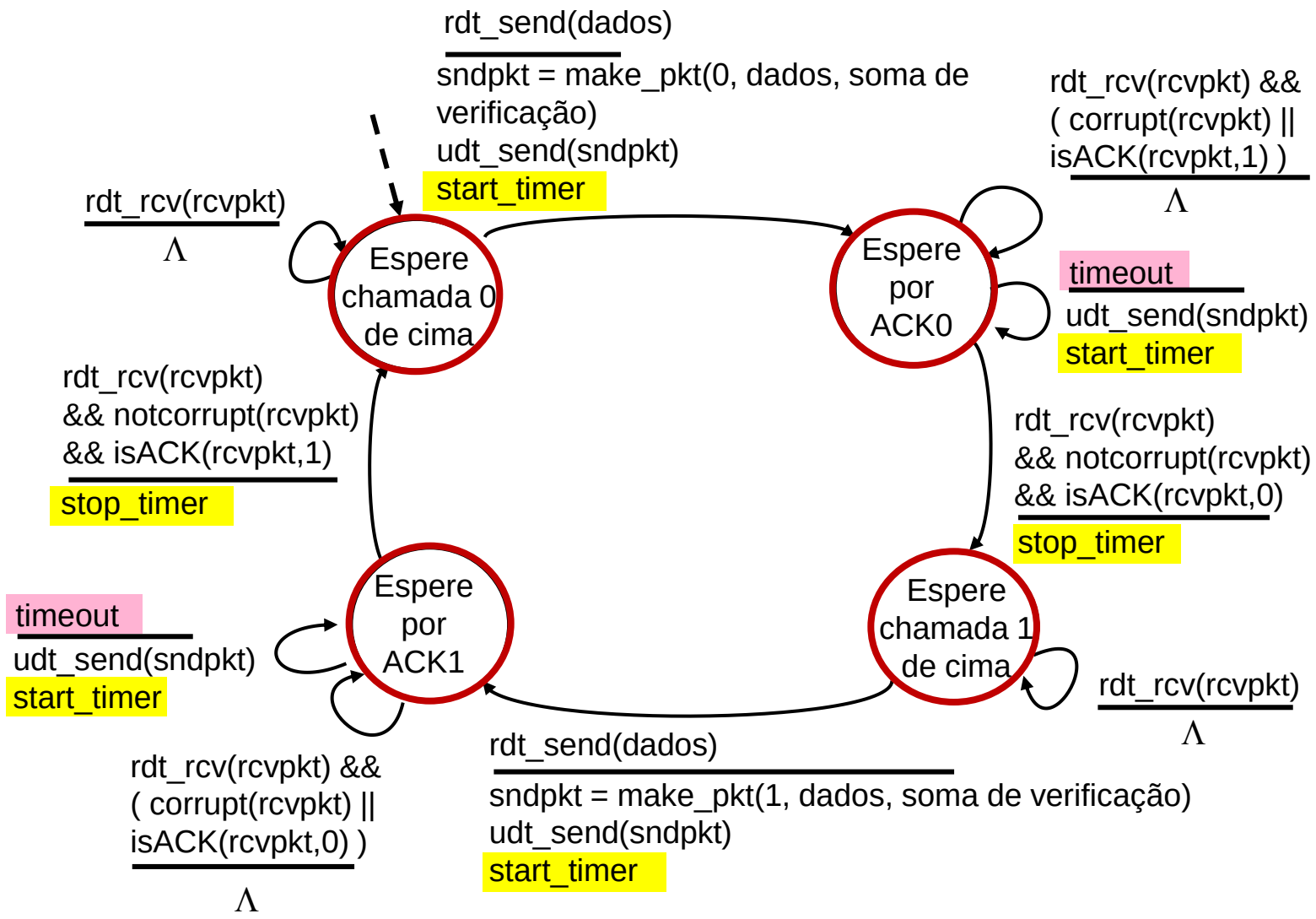
- retransmite se nenhum ACK foi recebido neste tempo
- se pacote (ou ACK) está apenas atrasado (não perdido):
  - a retransmissão será duplicada, mas os números de sequência já lidam com isso!
  - receptor deve especificar número de sequência do pacote sendo reconhecido
- usa temporizador de contagem regressiva para interromper após quantidade "razoável" de tempo

timeout

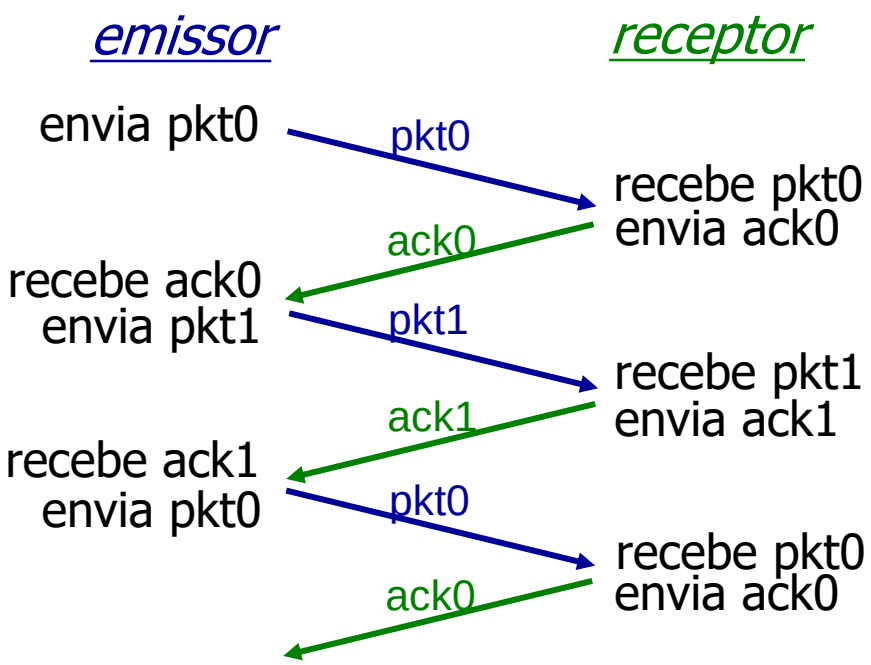
emissor rdt3.0



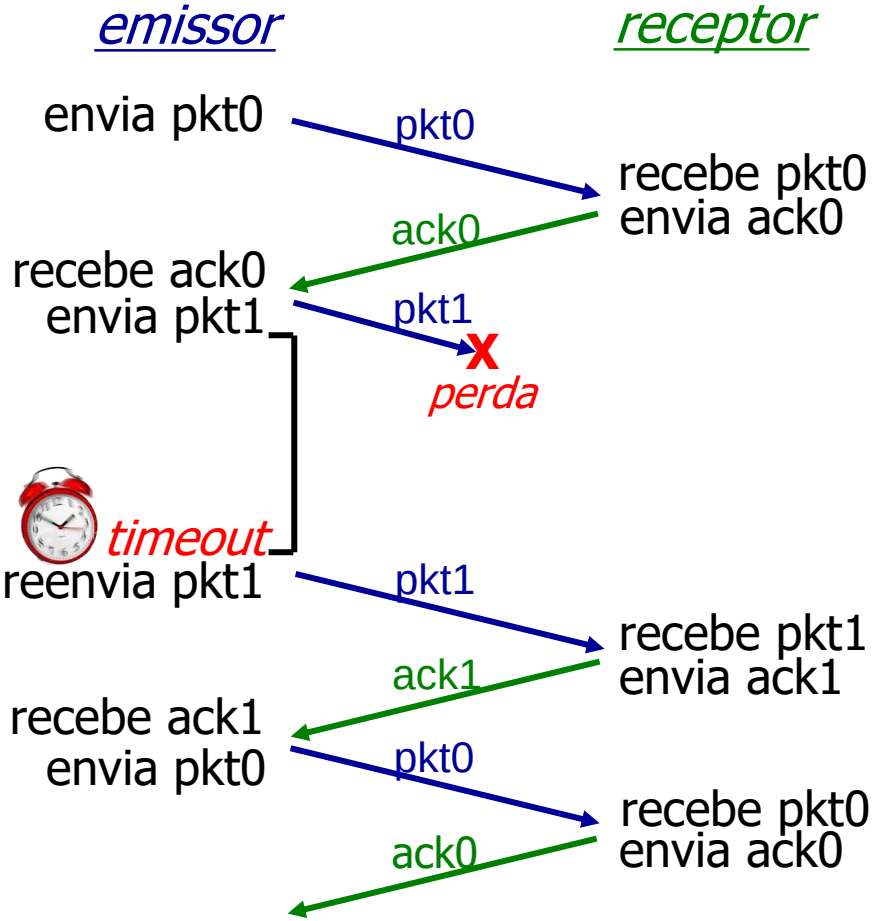
emissor rdt3.0



rdt3.0 em ação

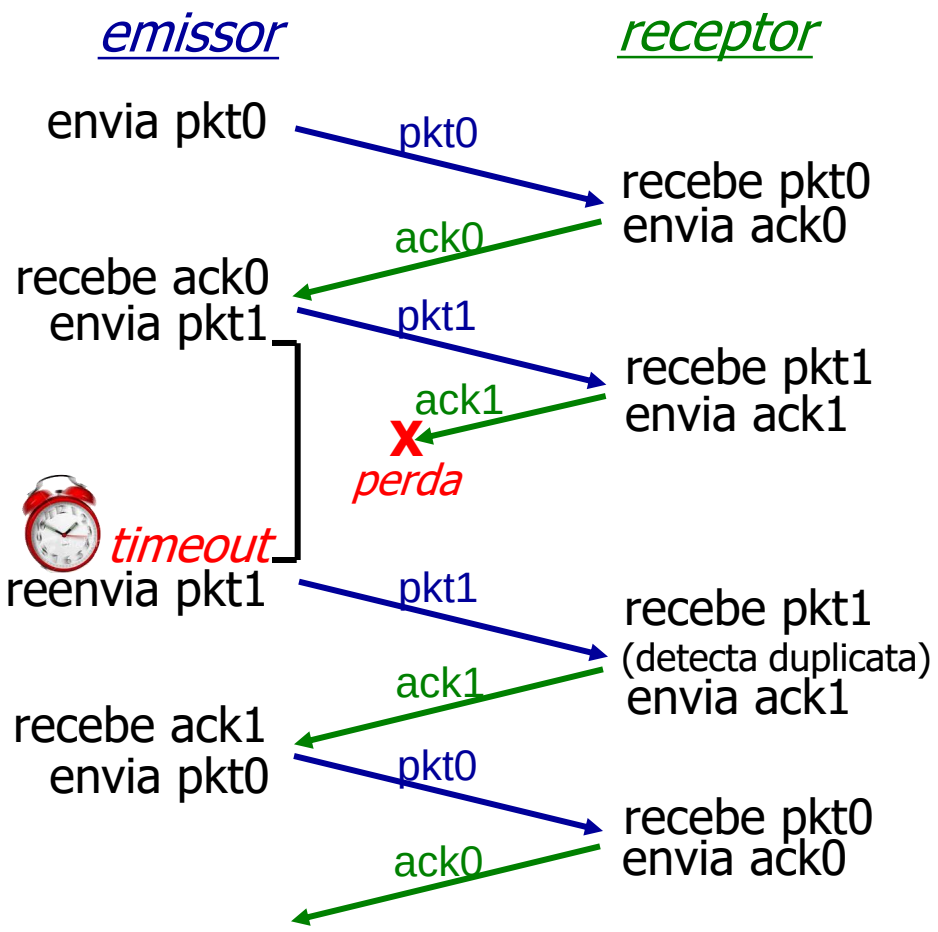


(a) sem perda

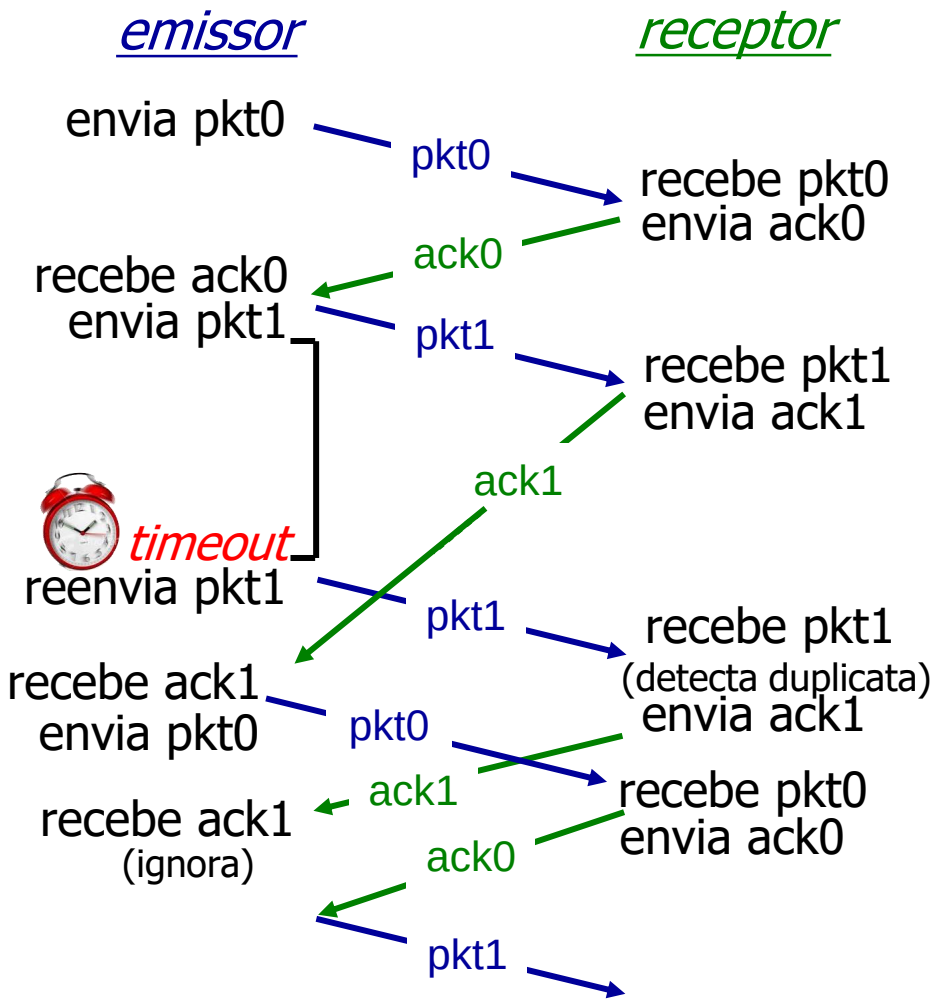


(b) perda de pacote

rdt3.0 em ação



(c) perda de ACK



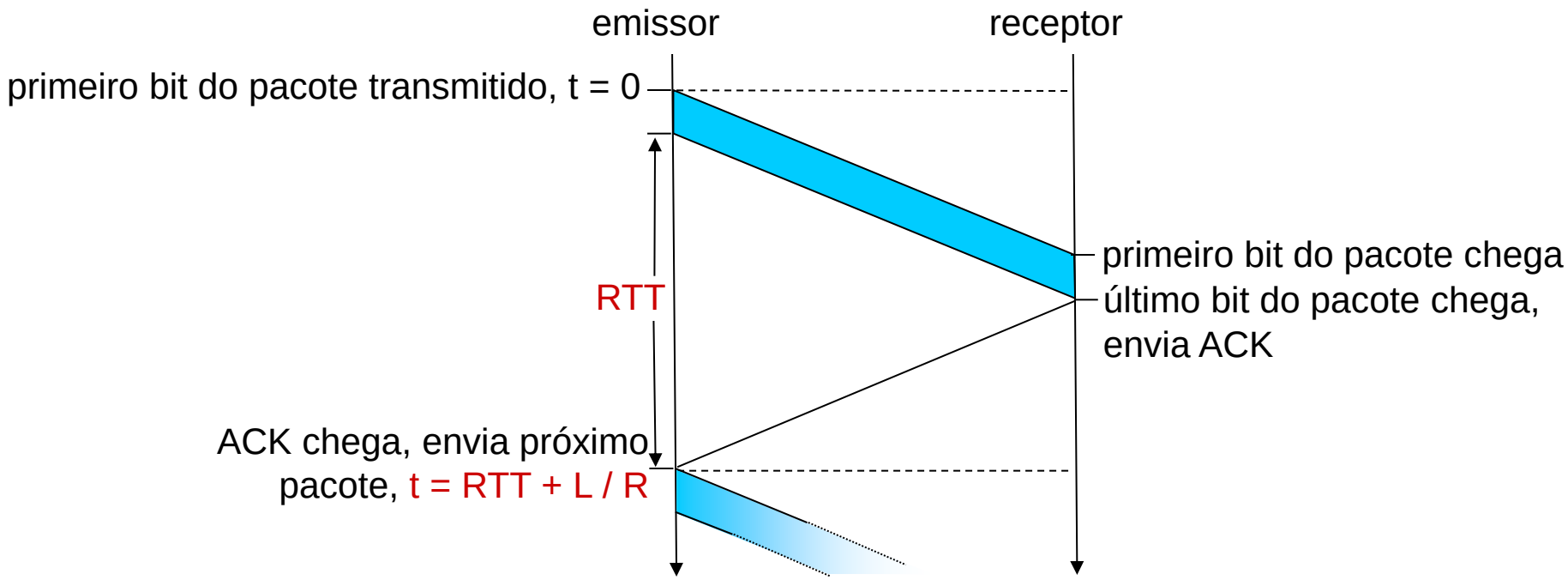
(d) timeout prematuro/ ACK atrasado

Desempenho do rdt3.0 (pare-e-espere)

- U_{sender}: *utilização* – fração do tempo que o emissor está ocupado enviando
- exemplo: enlace de 1 Gbps, 15 ms de atraso de propagação, pacote de 8000 bits
  - tempo para transmitir pacote no canal:

$$D_{trans} = \frac{L}{R} = \frac{8000 \text{ bits}}{10^9 \text{ bits/seg}} = 8 \text{ microsegundos}$$

rdt3.0: operação pare-e-espere

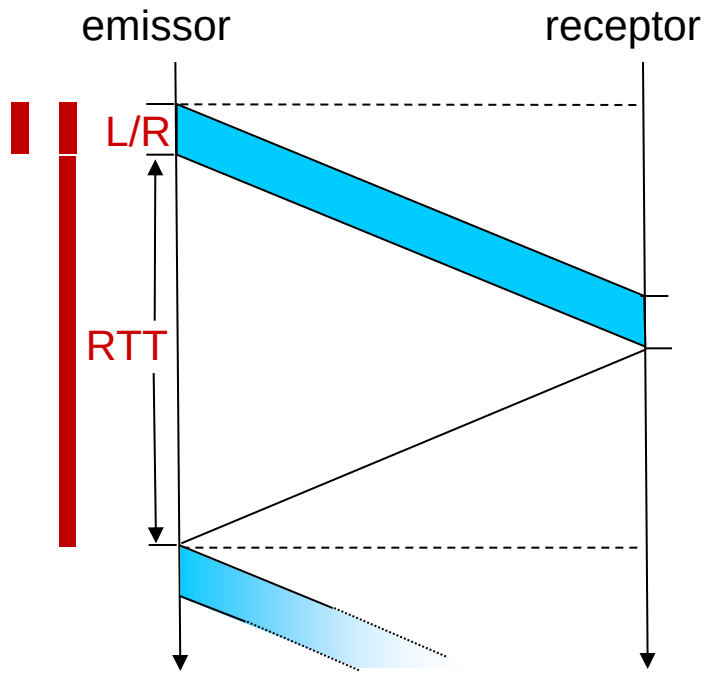


rdt3.0: operação pare-e-espere

$$U_{sender} = \frac{L / R}{RTT + L / R}$$

$$= \frac{0{,}008}{30{,}008}$$

$$= 0{,}00027$$

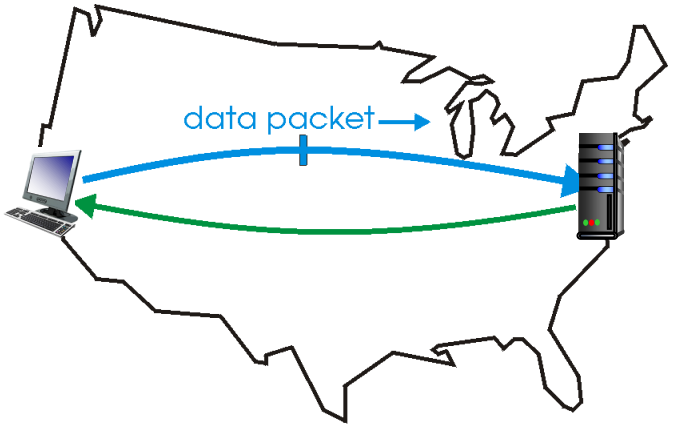


- desempenho do protocolo rdt 3.0 é muito ruim!
- Protocolo limita o desempenho da infraestrutura subjacente (canal)

rdt3.0: operação de protocolos com *pipeline*

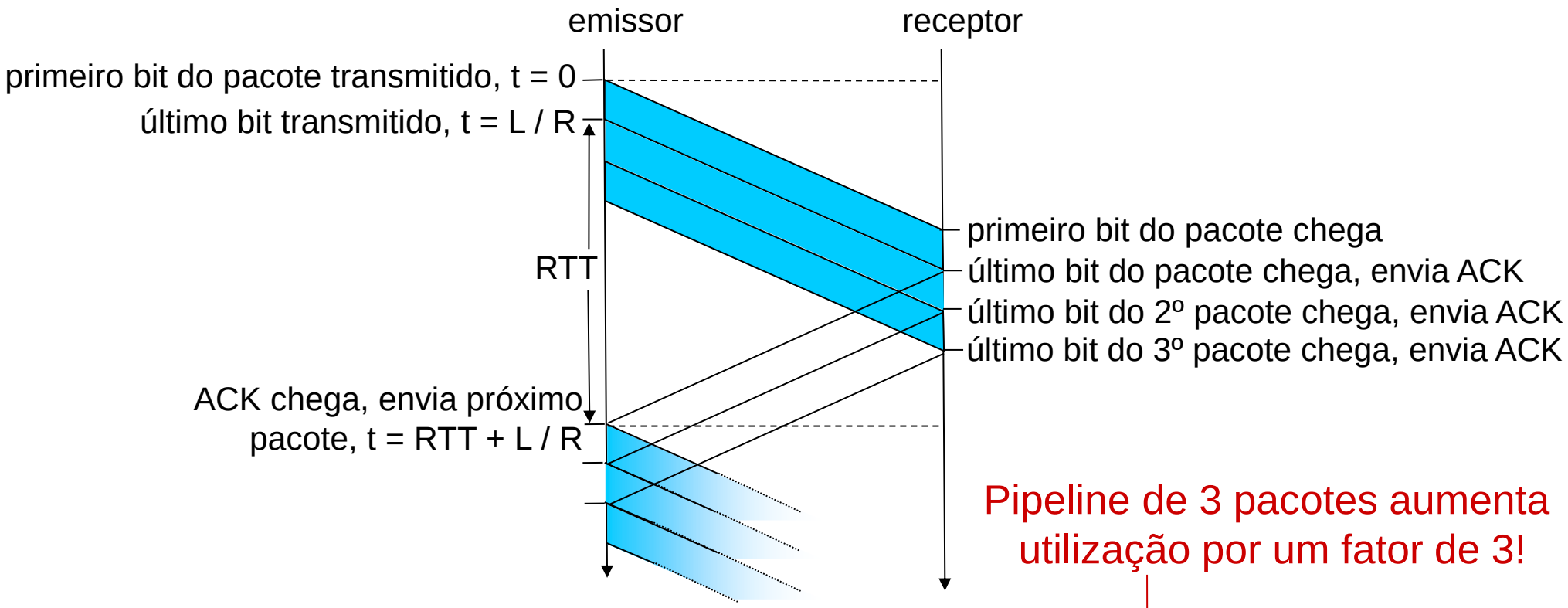
pipeline: emissor permite múltiplos pacotes “em voo”, ainda a serem reconhecidos

- faixa de números de sequência deve ser aumentada
- buffer no emissor e/ou receptor



(a) a stop-and-wait protocol in operation

Pipeline: aumento da utilização

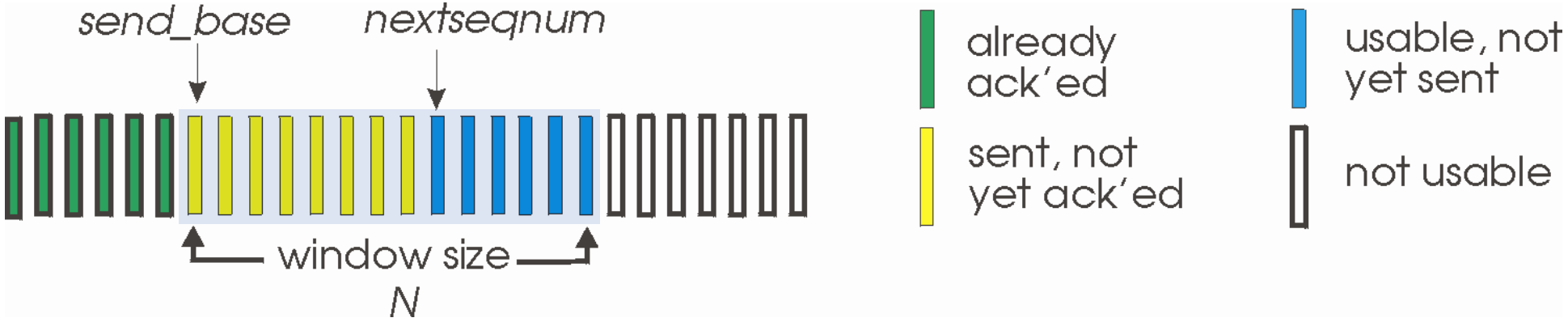


Pipeline de 3 pacotes aumenta utilização por um fator de 3!

$$U_{sender} = \frac{3L / R}{RTT + L / R} = \frac{.0024}{30.008} = 0.00081$$

Go-Back-N: emissor

- emissor: “janela” de até N pacotes transmitidos consecutivamente, mas não reconhecidos
  - número de sequência de k bits no cabeçalho do pacote

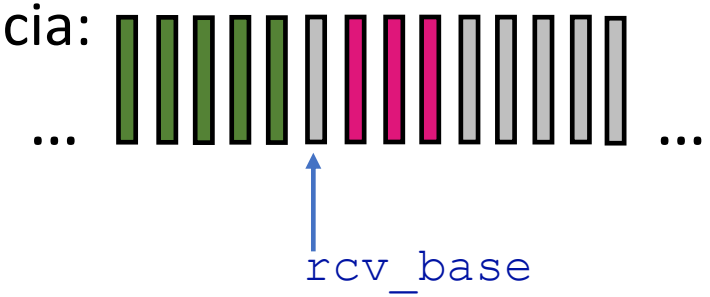


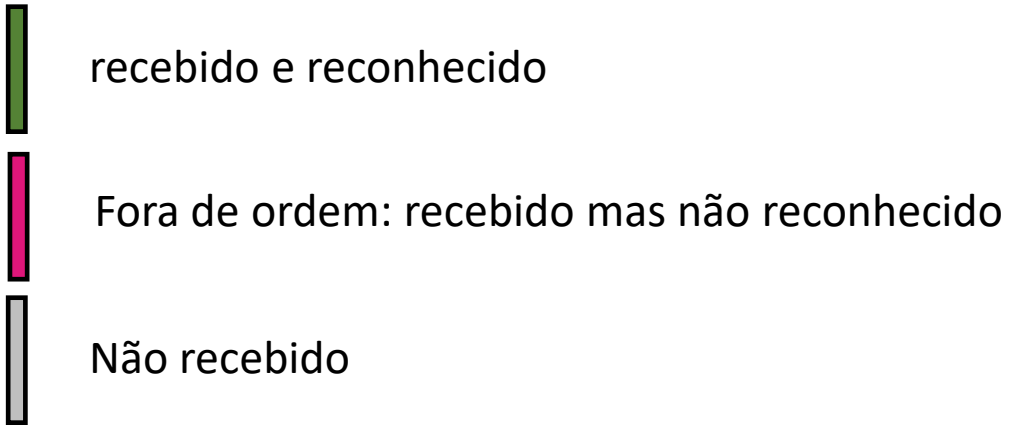
- *ACK cumulativo:* ACK(*n*): reconhece todos os pacotes até o número de sequência *n* (incluindo o próprio *n*)
  - recebendo ACK(*n*): move janela para frente para iniciar em *n+1*
- temporizador para o pacote mais antigo em voo
- *timeout(n):* retransmite pacote *n* e todos os pacotes com número de sequência maiores que estejam na janela

Go-Back-N: receptor

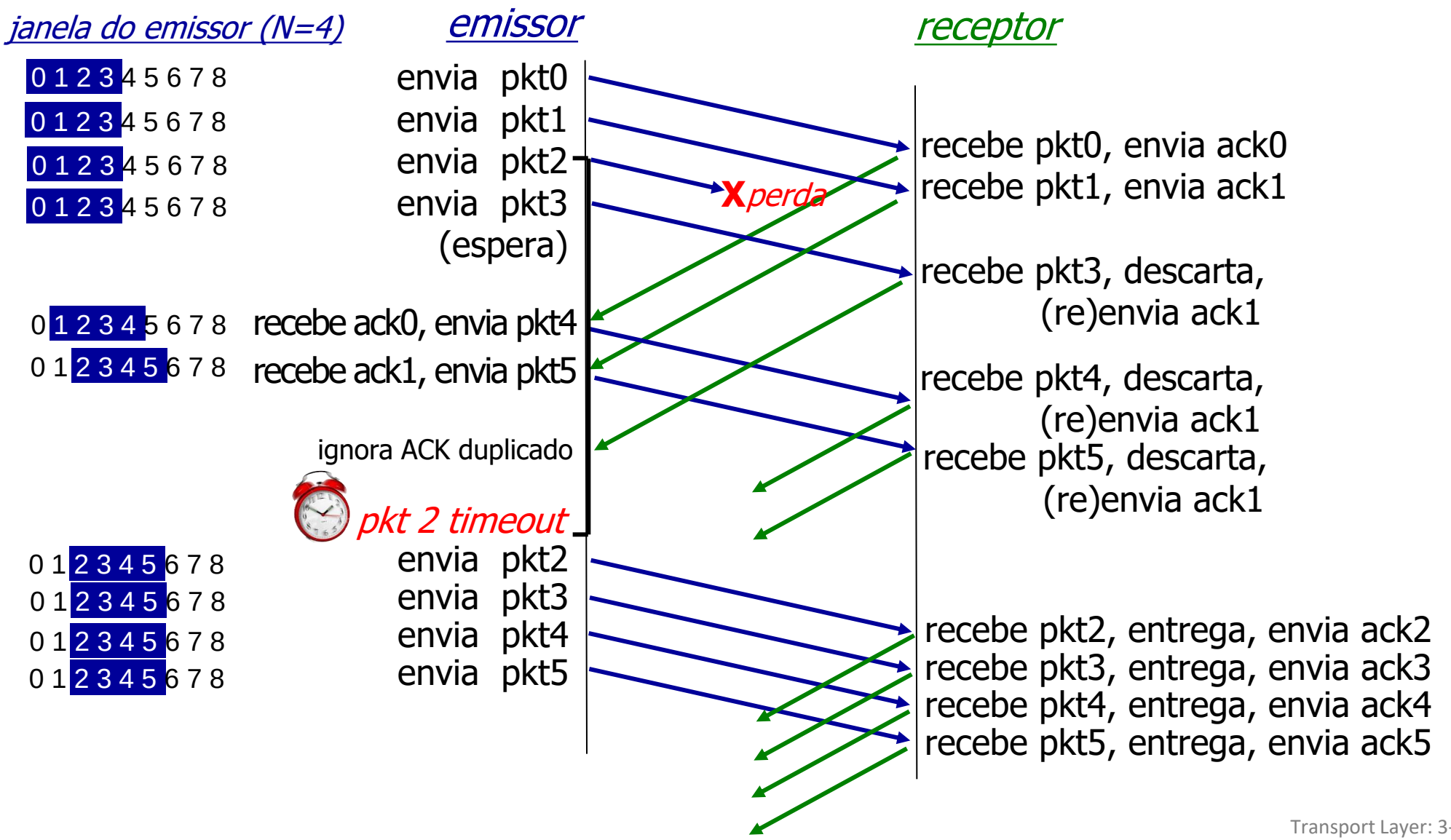
- apenas ACK: sempre envia ACK com o maior número de sequência *em ordem* para os pacotes recebidos corretamente até agora
  - pode gerar ACKs duplicados
  - só precisa lembrar `rcv_base`
- ao receber pacote fora de ordem:
  - pode descartar (não usa buffer) ou colocar em buffer: uma decisão de implementação
  - reenvia ACK de pacote com o maior número de sequência em ordem

Visão do receptor do espaço de números de sequência:





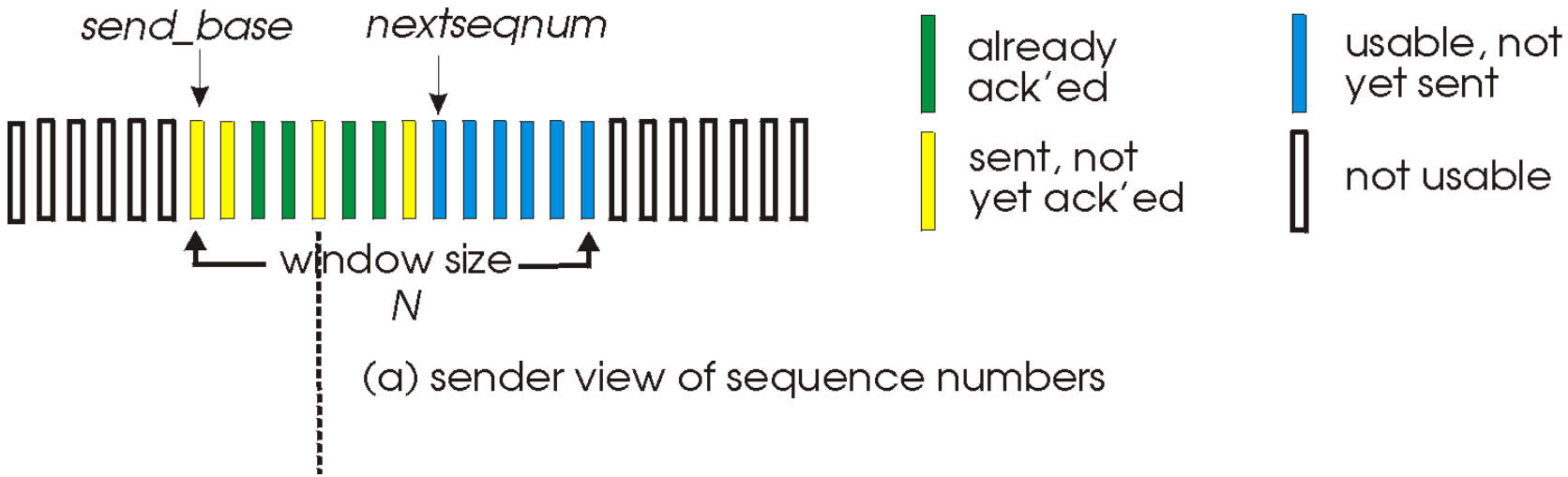
Go-Back-N em ação



Repetição Seletiva

- receptor reconhece *individualmente* cada pacote recebido corretamente
  - deixa pacotes em buffer, conforme necessário, para eventual entrega em ordem para a camada superior
- emissor tem temporizadores e faz retransmissões individuais para pacotes não reconhecidos
  - emissor mantém temporizador para cada pacote não reconhecido
- janela do emissor
  - *N* números de sequência consecutivos
  - limita os números de sequência de pacotes enviados e não reconhecidos

Repetição seletiva: janelas de emissor e receptor



(a) sender view of sequence numbers

Repetição seletiva: janelas de emissor e receptor

emissor

dados de cima:

- se há um próximo número de sequência disponível na janela, envia o pacote

timeout(*n*):

- reenvia o pacote *n*, reinicia temporizador

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

- marca pacote *n* como recebido
- se *n* é o menor pacote não reconhecido, avance a base da janela para o próximo número de sequência não reconhecido

receptor

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

- envia ACK(*n*)
- fora de ordem: buffer
- em ordem: entrega (também entrega pacotes em buffer, pacotes em ordem), avança janela para o próximo pacote ainda não recebido

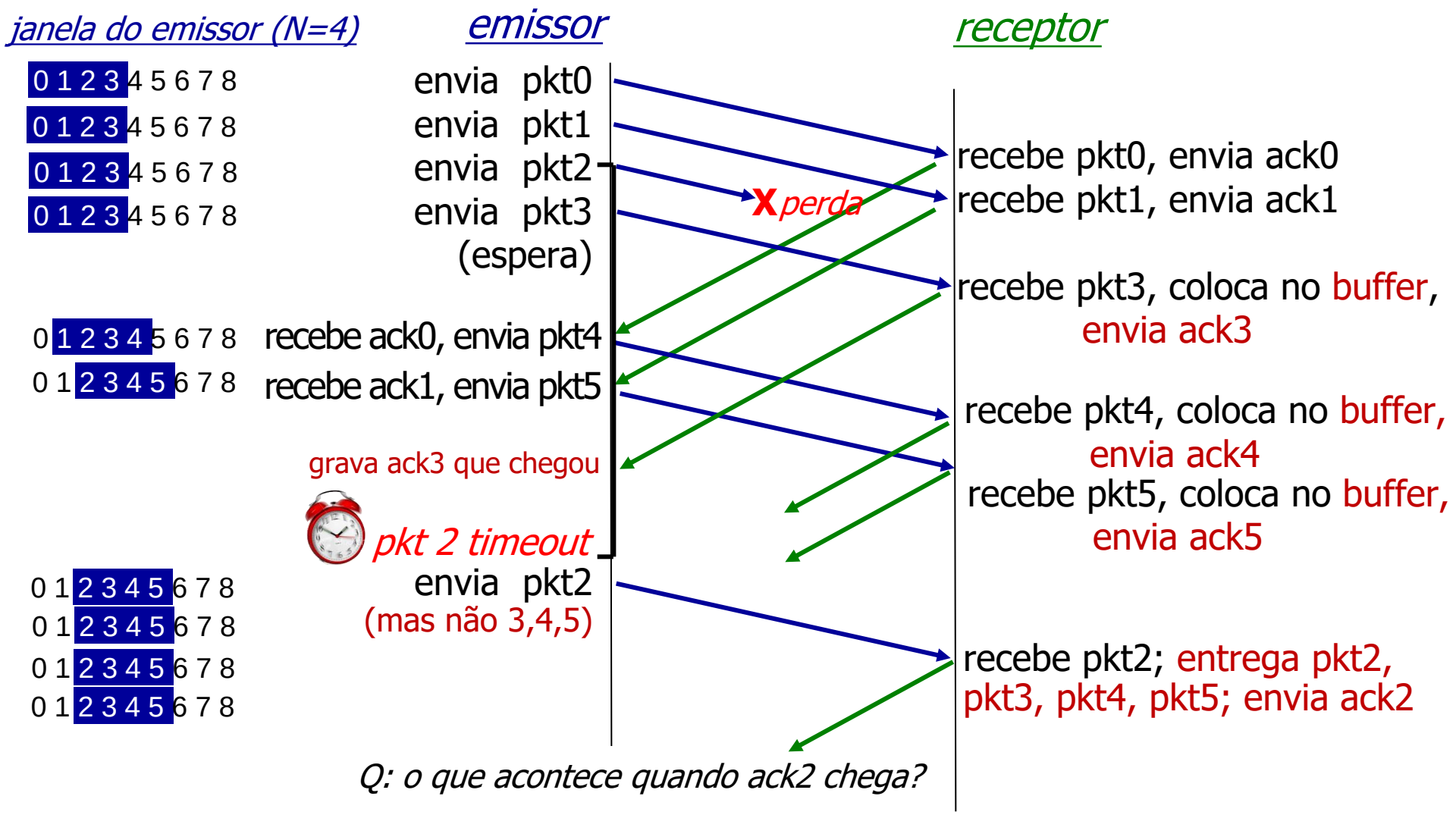
pacote *n* em [rcvbase-N,rcvbase-1]

- ACK(*n*)

caso contrário:

- ignora

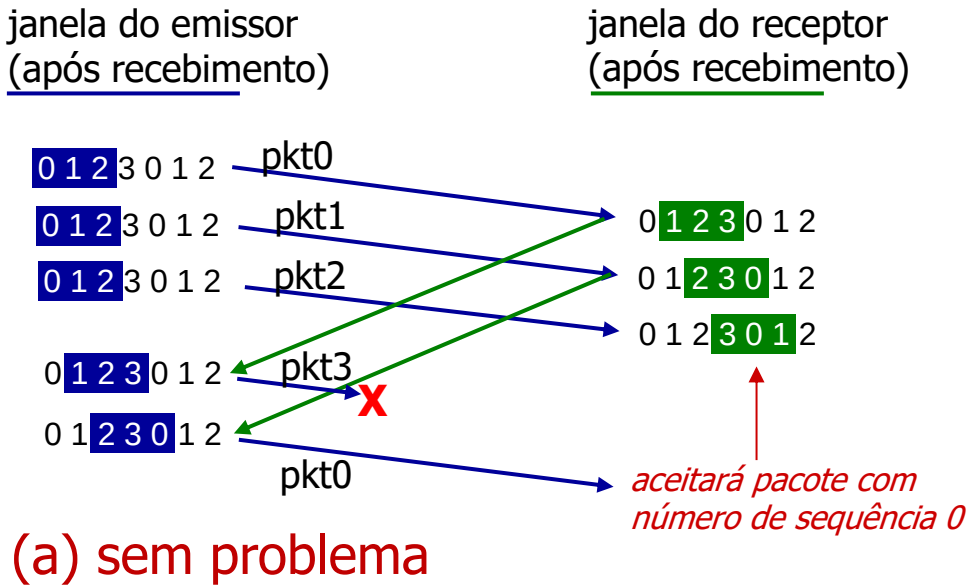
Repetição Seletiva em ação



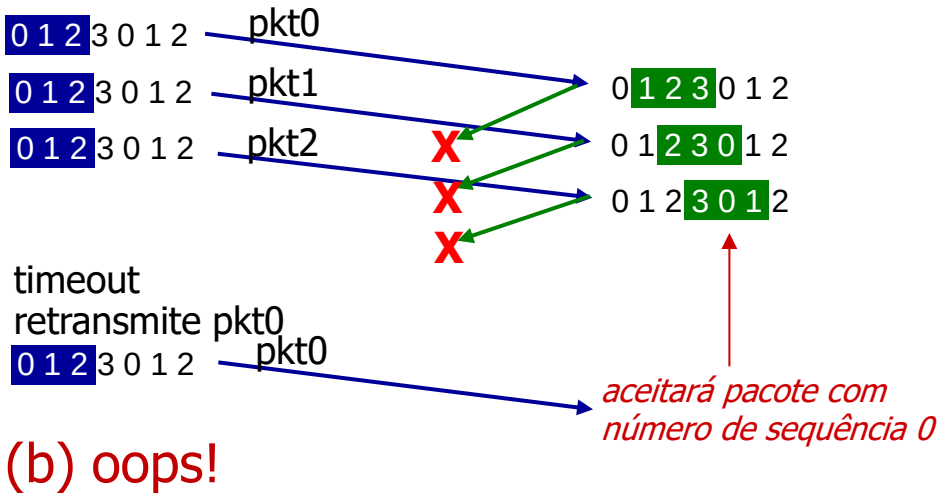
Repetição seletiva: um dilema!

exemplo:

- números de sequência: 0, 1, 2, 3 (contagem base 4)
- tamanho da janela = 3



(a) sem problema



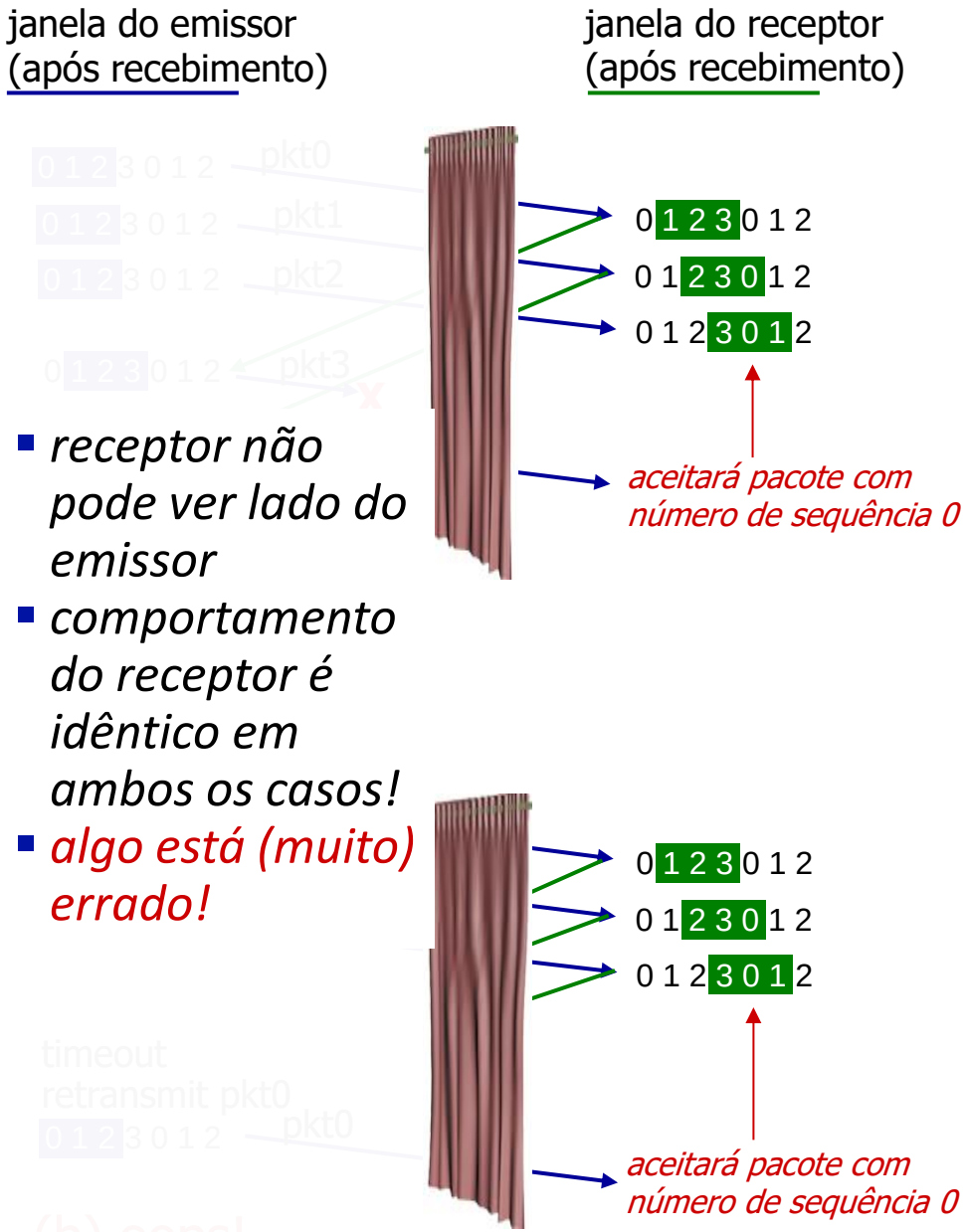
(b) oops!

Repetição seletiva: um dilema!

exemplo:

- números de sequência: 0, 1, 2, 3 (contagem base 4)
- tamanho da janela = 3

Q: qual relação é necessária entre o espaço de numeração sequencial e o tamanho da janela para evitar o problema do cenário (b)?



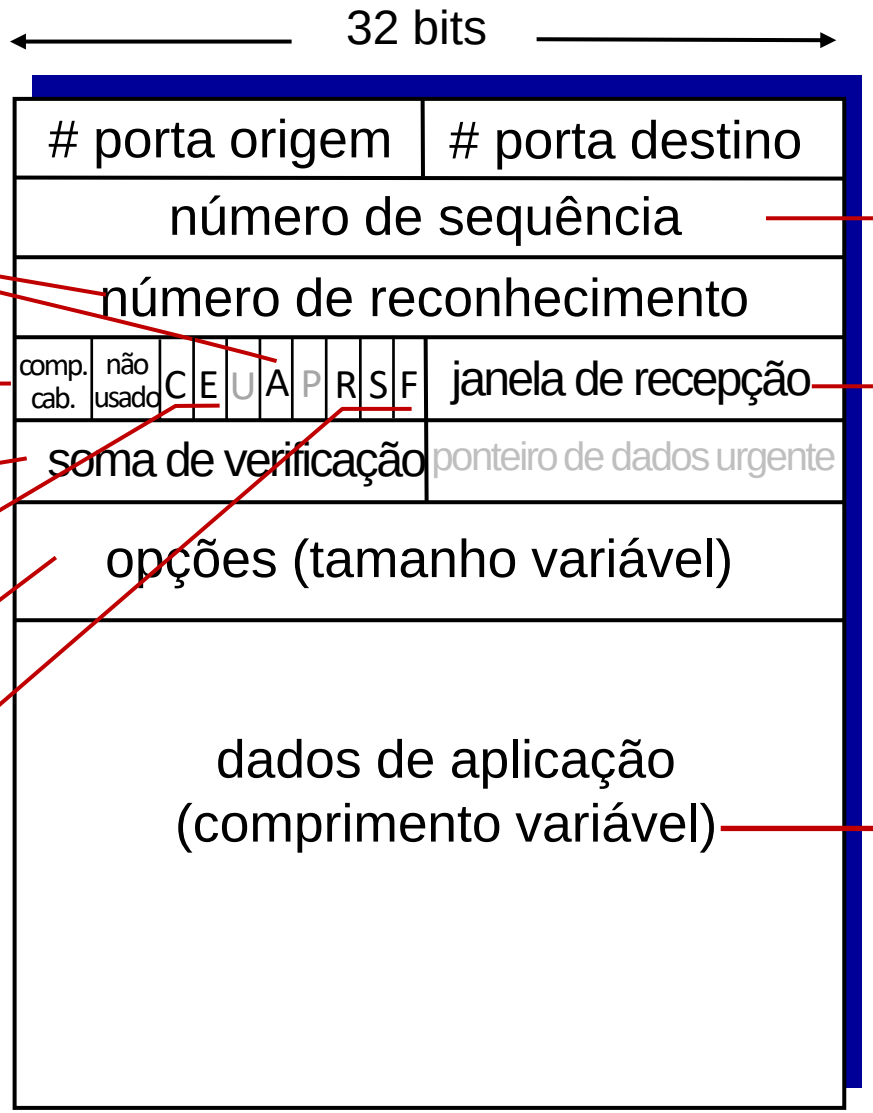
Camada de transporte: roteiro

- Serviços da camada de transporte
- Multiplexação e demultiplexação
- Transporte sem conexão: UDP
- Princípios da transferência confiável de dados
- Transporte orientado a conexão: TCP
  - estrutura do segmento
  - transferência confiável de dados
  - controle de fluxo
  - gerenciamento de conexão
- Princípios de controle de congestionamentos
- Controle de congestionamento do TCP
- Evolução da funcionalidade da camada de transporte

TCP: visão geral RFCs: 793,1122, 2018, 5681, 7323

- ponto a ponto:
  - um emissor, um receptor
- *fluxo de bytes* confiável e em ordem*:*
  - sem “fronteira de mensagem”
- dados full duplex:
  - fluxos de dados bidirecionais na mesma conexão
  - MSS: maximum segment size
- ACKs cumulativos
- pipelining:
  - controle de congestionamento e de fluxo do TCP ajustam tamanho da janela
- orientado a conexão:
  - handshaking (troca de mensagens de controle) inicializa estados do emissor e do receptor antes da troca de dados
- fluxo controlado:
  - emissor não sobrecarrega receptor

Estrutura do segmento TCP



ACK: # seq do próximo byte esperado; bit A: este é um ACK

comprimento (do cabeçalho TCP)

soma de verificação da Internet

C, E: notificação de congestionamento

opções TCP

RST, SYN, FIN: gerenciamento de conexão

seq segmento: contando bytes de dados em fluxo de bytes (não segmentos!)

controle de fluxo: # bytes que o receptor está disposto a aceitar

dados enviados pela aplicação no socket TCP

Números de sequência do TCP, ACKs

Números de sequência:

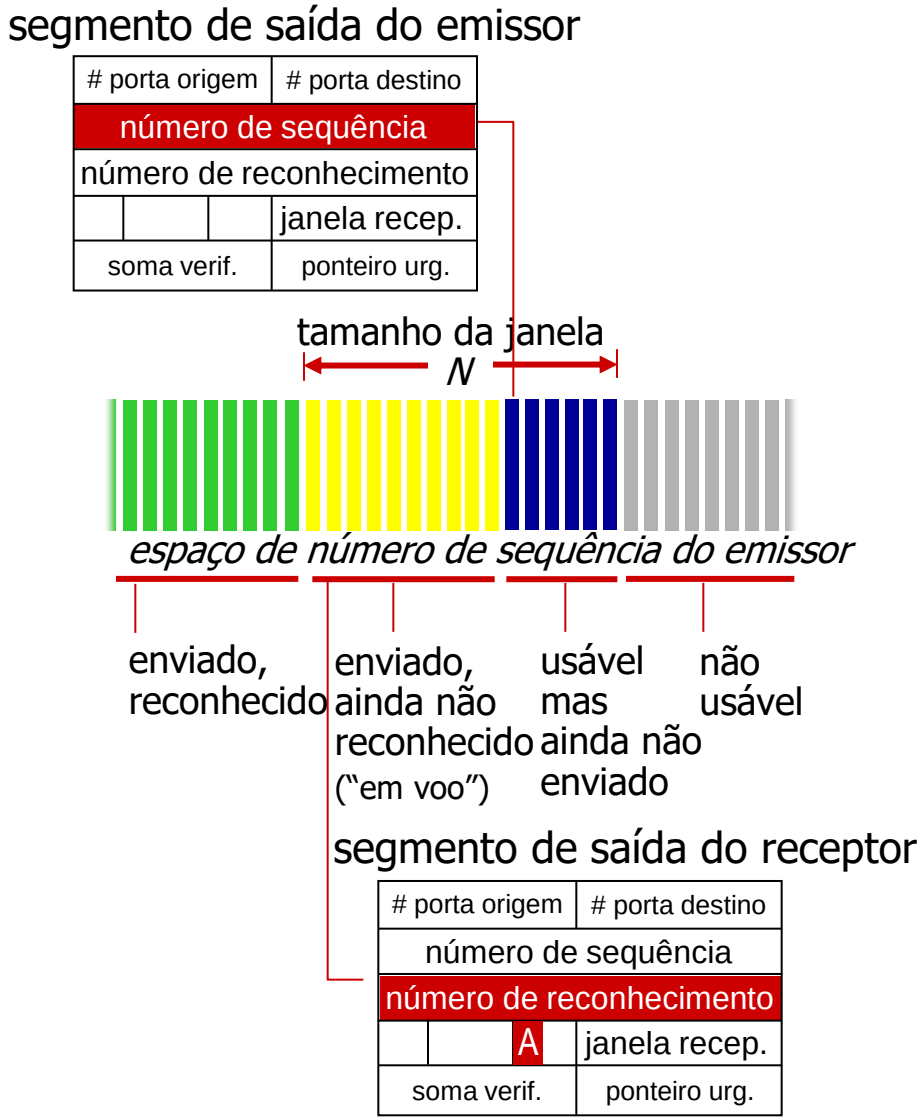
- "número" no fluxo de bytes do primeiro byte nos dados do segmento

Reconhecimentos:

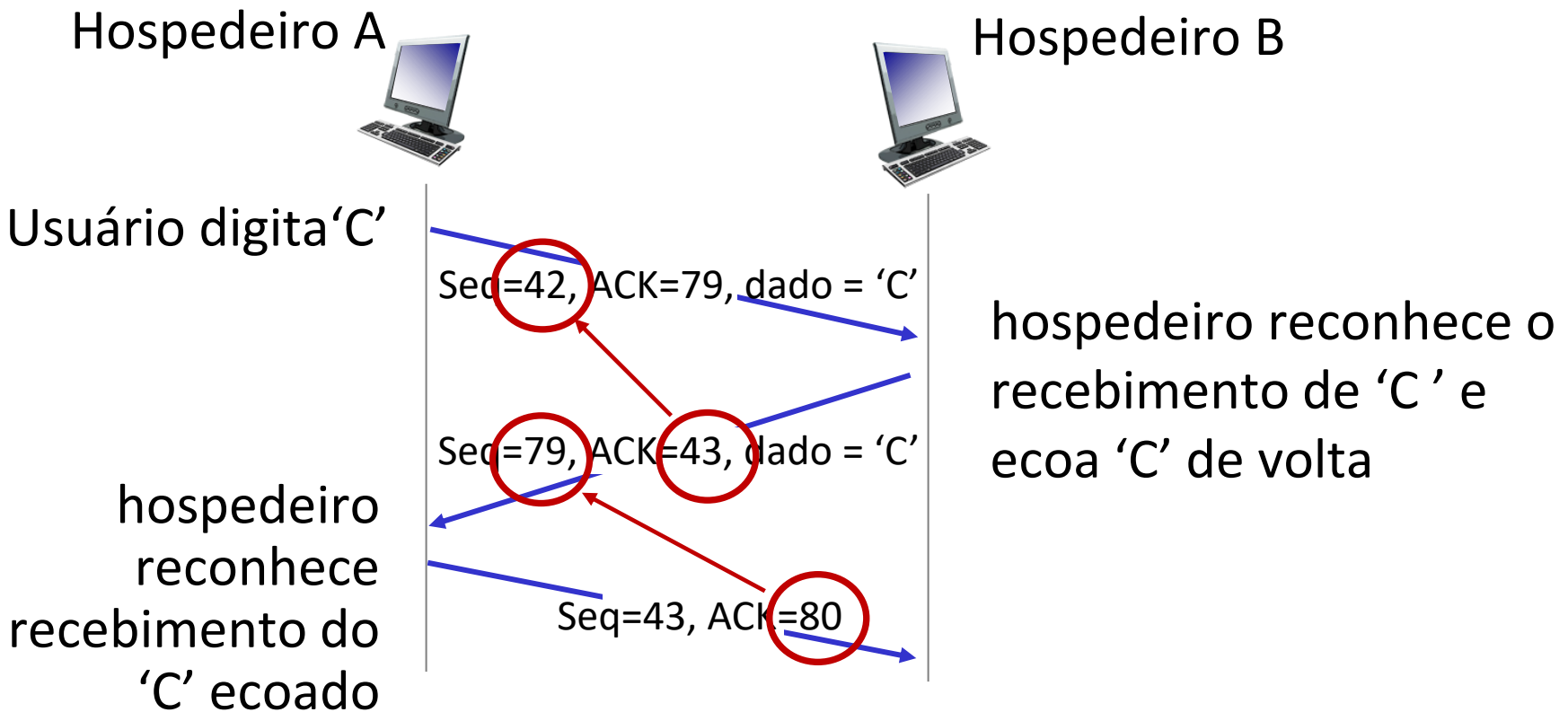
- número de sequência do próximo byte esperado do outro lado
- ACK cumulativo

Q: como o receptor lida com segmentos fora de ordem

- *R:* a especificação TCP não diz, - depende do implementador



Números de sequência do TCP, ACKs



cenário de telnet simples

Tempo e ida e volta e tempo limite do TCP

Q: como definir o valor de tempo limite do TCP?

- mais longo que o RTT, mas o RTT varia!
- *muito curto:* *timeout* prematuro, retransmissões desnecessárias
- *muito longo:* reação lenta à perda de segmento

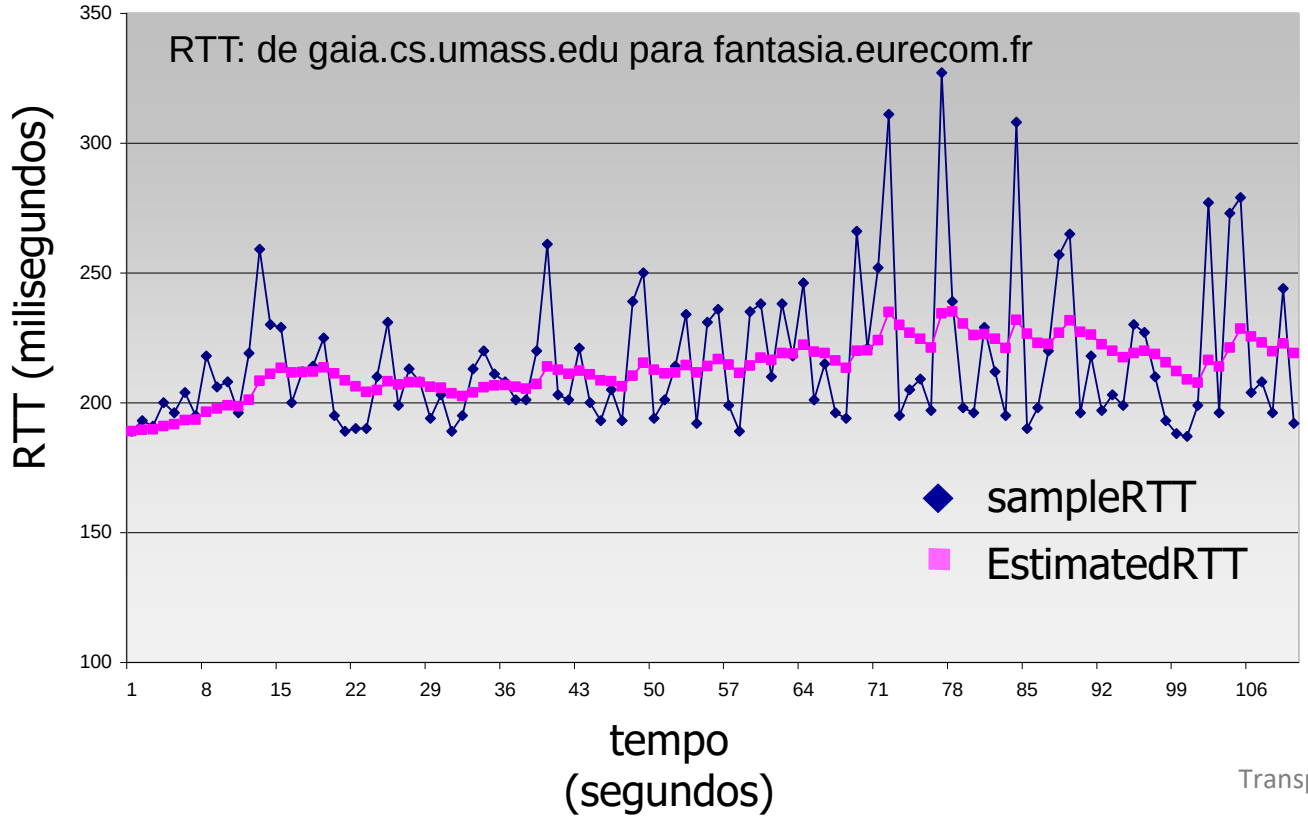
Q: como estimar o RTT?

- `SampleRTT:` tempo medido desde a transmissão do segmento até o recebimento do ACK
  - ignora retransmissões
- `SampleRTT` vai variar, queremos um RTT estimado "mais suave"
  - média de várias *medições recentes*, não apenas `SampleRTT` atual

Tempo e ida e volta e tempo limite do TCP

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

- exponential weighted moving average (EWMA) - média móvel exponencial ponderada
- influência da amostra passada diminui exponencialmente rápido
- valor típico: α = 0,125



Tempo e ida e volta e tempo limite do TCP

- intervalo de *timeout*: **`EstimatedRTT`** mais "margem de segurança"
  - grande variação em **`EstimatedRTT`**: requer uma margem de segurança maior

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

RTT estimado

"margem de segurança"

- **`DevRTT`**: EWMA do desvio de **`SampleRTT`** com relação a **`EstimatedRTT`**:

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

(tipicamente, β = 0,25)

* Confira os exercícios interativos online para mais exemplos: http://gaia.cs.umass.edu/kurose_ross/interactive/

Transmissor TCP (simplificado)

evento: dados recebidos da aplicação

- cria segmento com número de sequencia
- número de sequência é o número no fluxo de bytes do primeiro byte de dados no segmento
- inicia temporizador se já não estiver executando
  - o temporizador corresponde ao segmento mais antigo não reconhecido
  - intervalo de expiração: **`TimeOutInterval`**

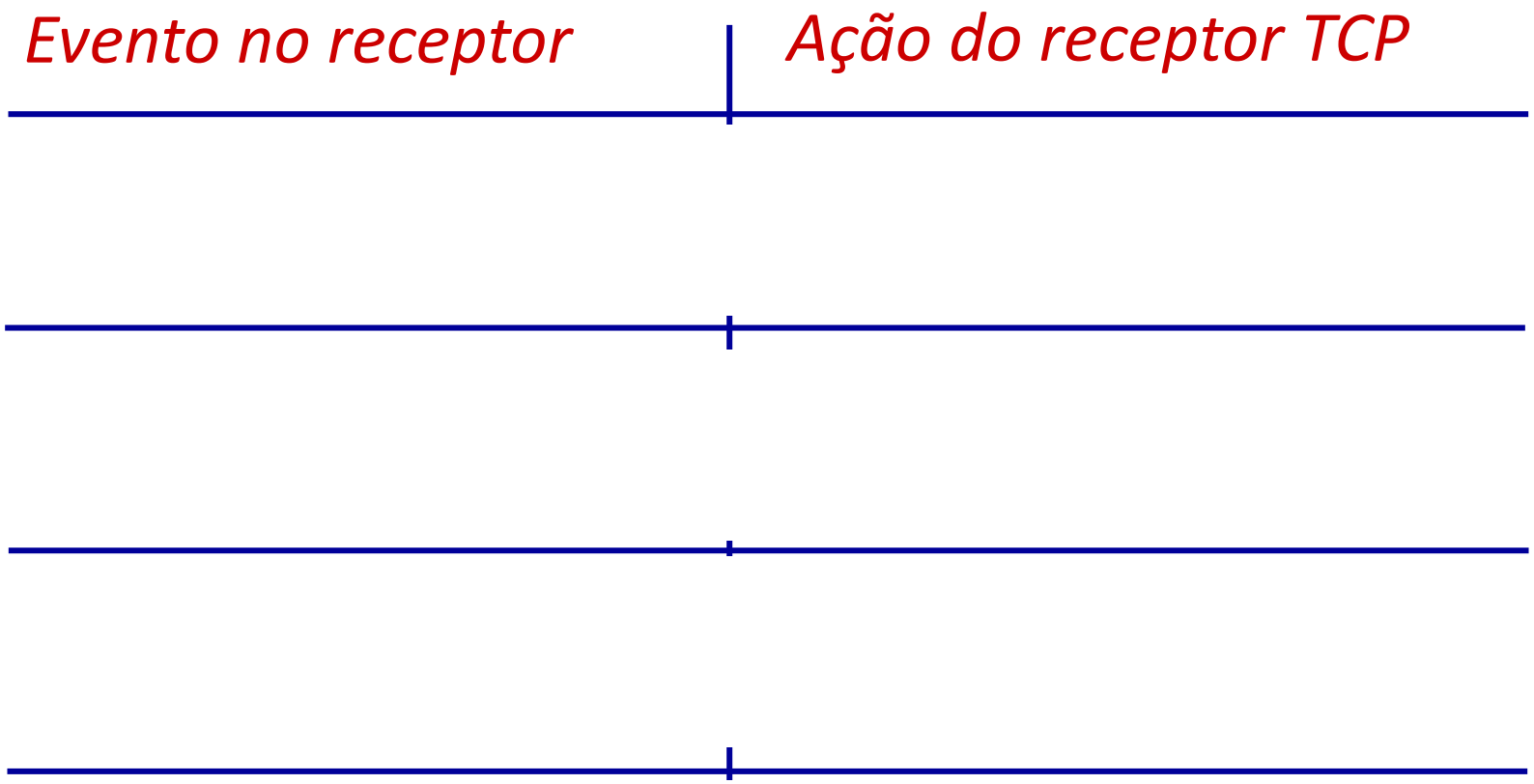
evento: timeout

- retransmite segmento que causou o timeout
- reinicia o temporizador

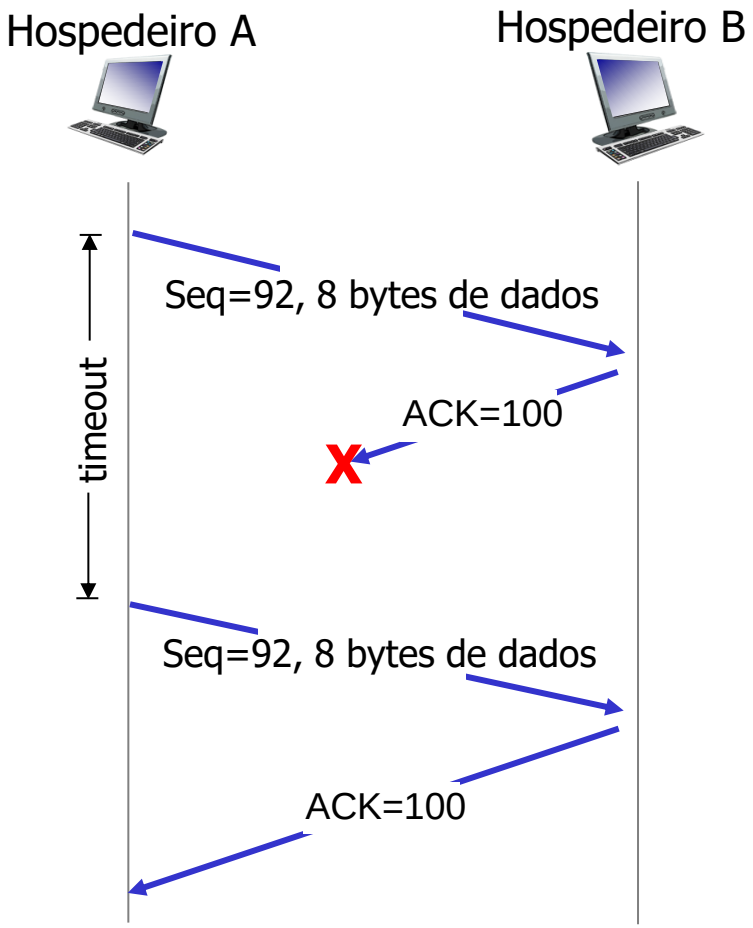
evento: ACK recebido

- se o ACK reconhece segmentos previamente não reconhecidos
  - atualiza o que já se sabe que foi reconhecido
  - inicia temporizador se ainda existem segmentos não reconhecidos

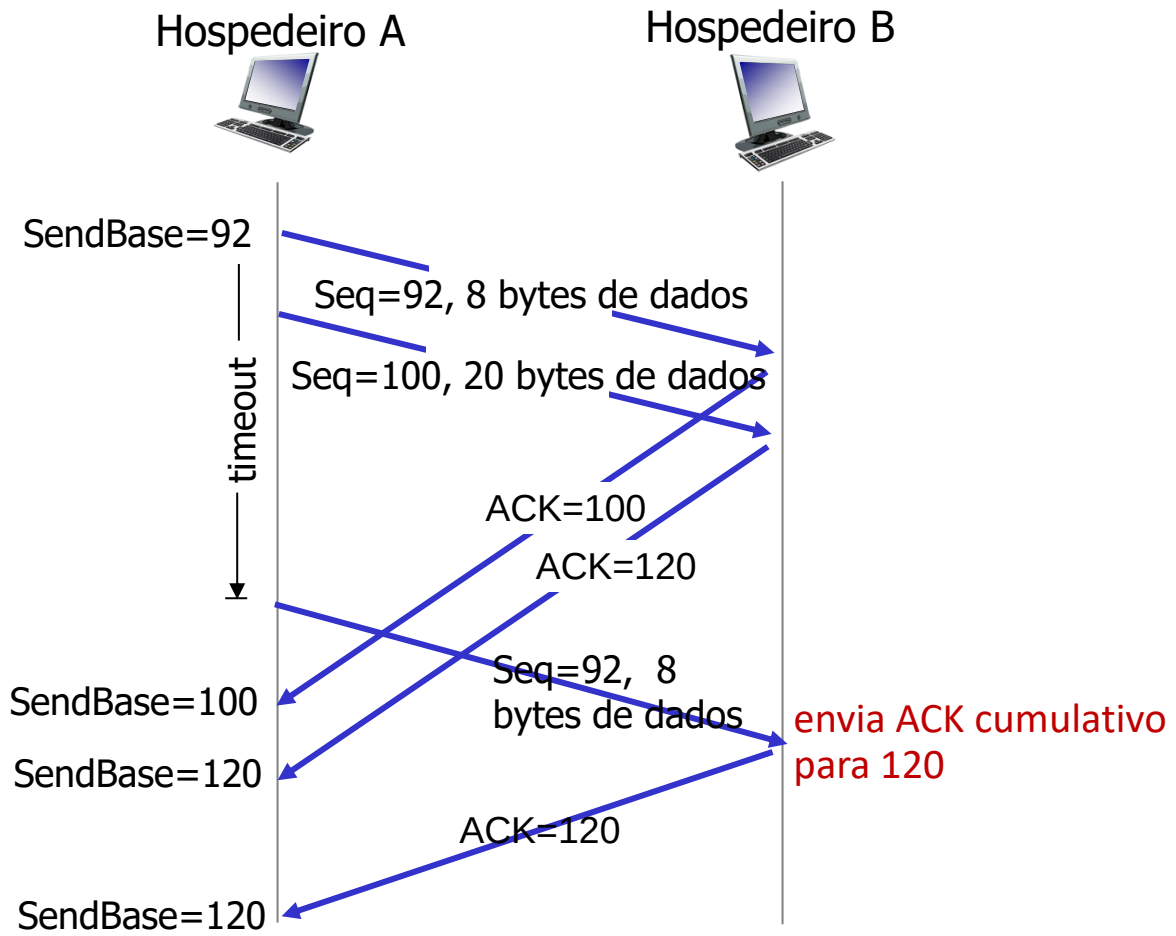
Receptor TCP: geração de ACK [RFC 5681]



TCP: cenários de retransmissão

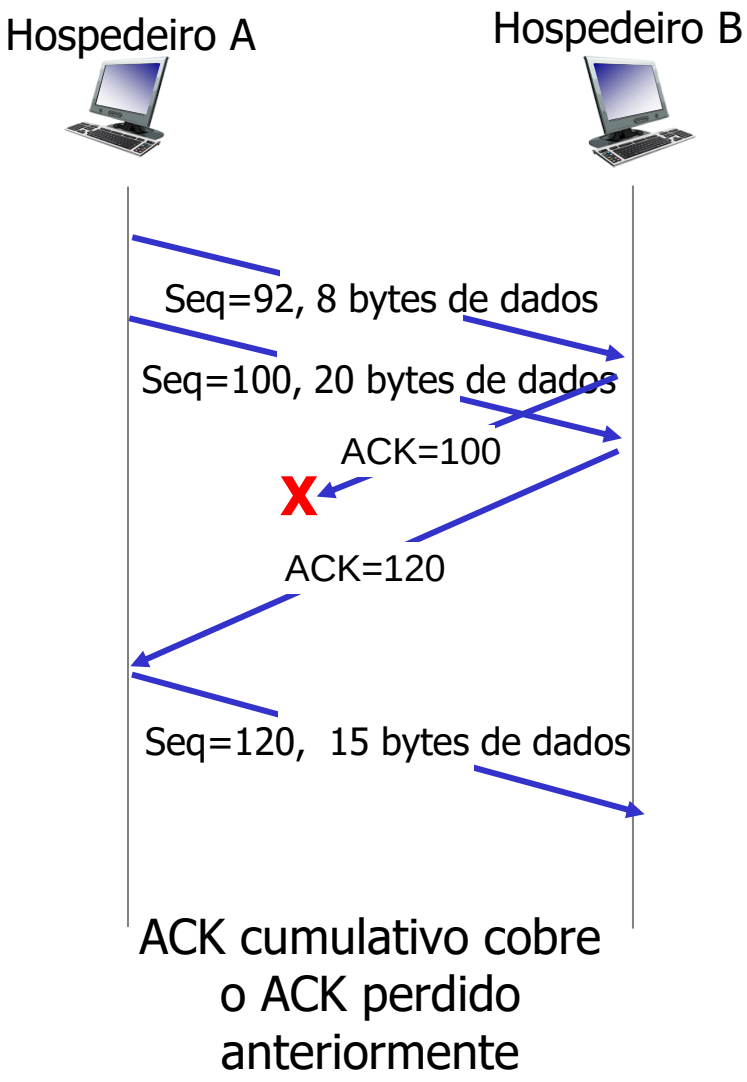


cenário de ACK perdido



timeout prematuro

TCP: cenários de retransmissão



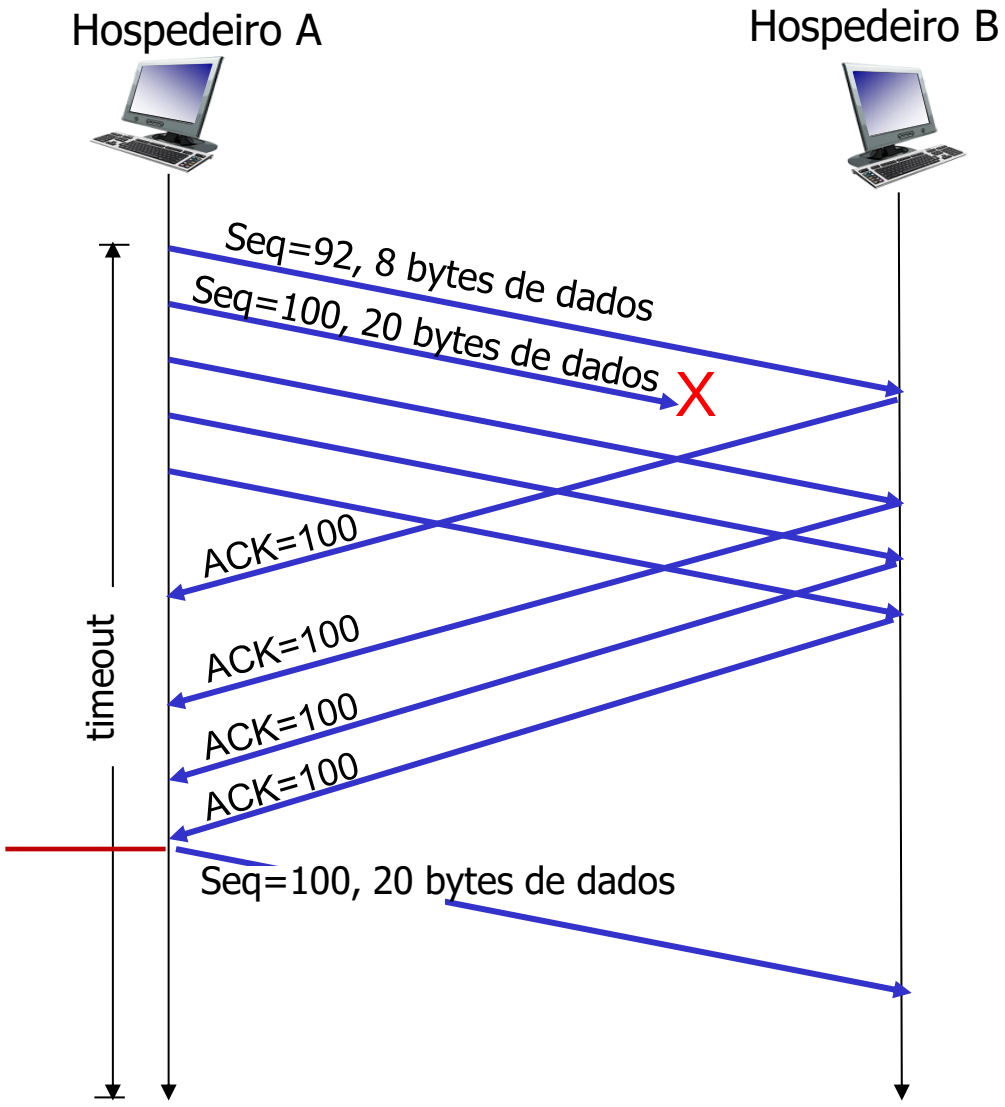
Retransmissão rápida do TCP

retransmissão rápida do TCP

se o remetente receber 3 ACKs adicionais para os mesmos dados ("ACK quadriplicado"), reenvia segmento não reconhecido com menor número de sequência

- é provável que o segmento não reconhecido foi perdido, portanto não espera pelo timeout

O recebimento de três ACKs duplicados indica que 3 segmentos foram recebidos após um segmento ausente – é provável que o segmento esteja perdido. Então, retransmita!

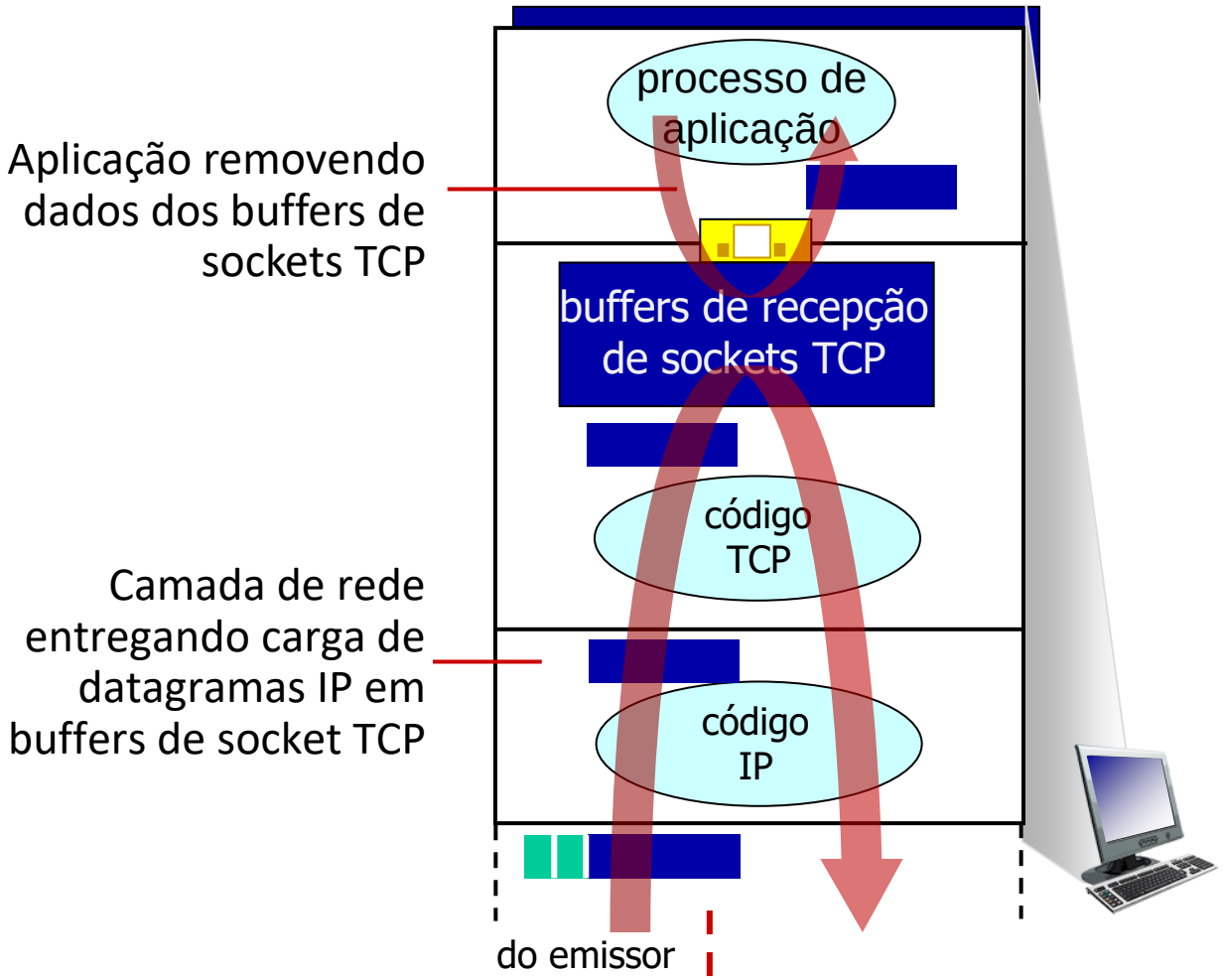


Camada de transporte: roteiro

- Serviços da camada de transporte
- Multiplexação e demultiplexação
- Transporte sem conexão: UDP
- Princípios da transferência confiável de dados
- Transporte orientado a conexão: TCP
  - estrutura do segmento
  - transferência confiável de dados
  - controle de fluxo
  - gerenciamento de conexão
- Princípios de controle de congestionamentos
- Controle de congestionamento do TCP
- Evolução da funcionalidade da camada de transporte

Controle de fluxo do TCP

Q: O que acontece se a camada de rede fornecer dados mais rápido do que a camada de aplicação remove dados dos buffers de socket?



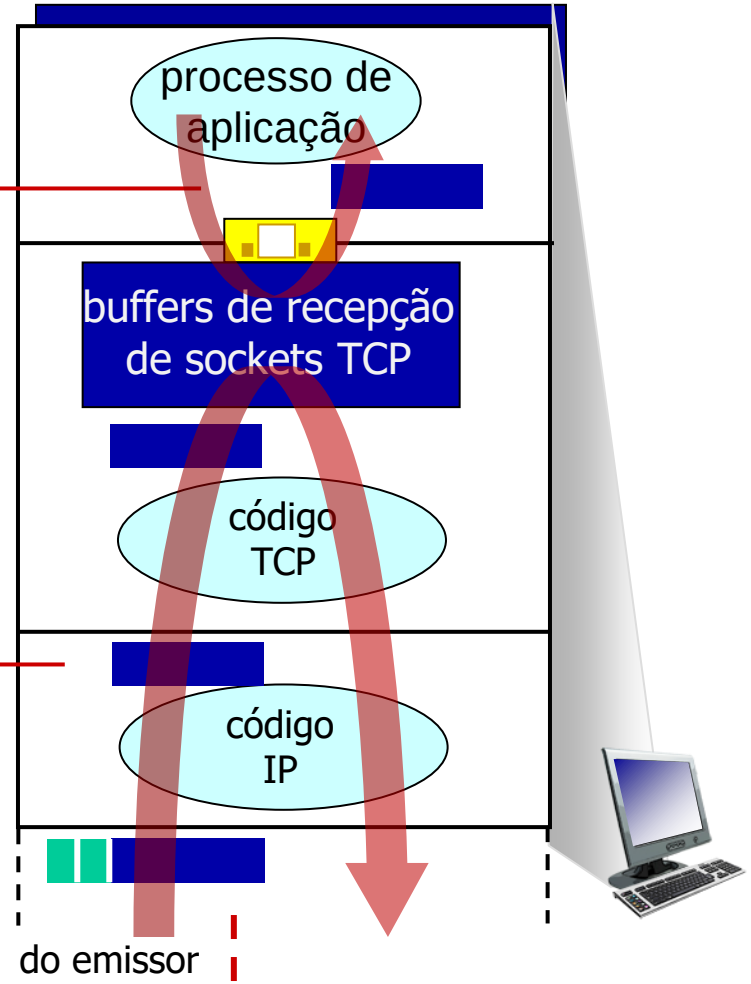
pilha de protocolos do receptor

Controle de fluxo do TCP

Q: O que acontece se a camada de rede fornecer dados mais rápido do que a camada de aplicação remove dados dos buffers de socket?

Aplicação removendo dados dos buffers de sockets TCP

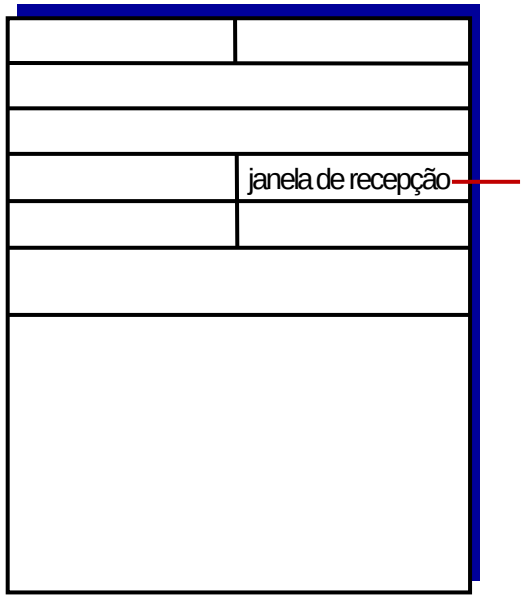
Camada de rede entregando carga de datagramas IP em buffers de socket TCP



pilha de protocolos do receptor

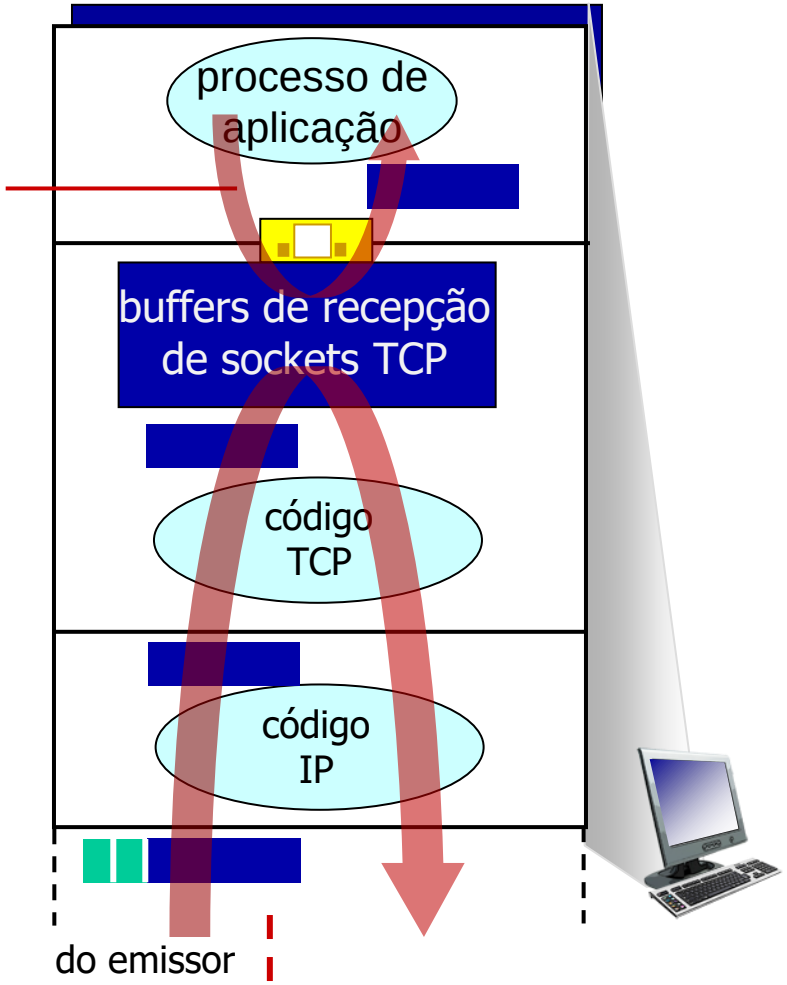
Controle de fluxo do TCP

Q: O que acontece se a camada de rede fornecer dados mais rápido do que a camada de aplicação remove dados dos buffers de socket?



controle de fluxo: número de bytes que o receptor está disposto a aceitar

Aplicação removendo dados dos buffers de sockets TCP



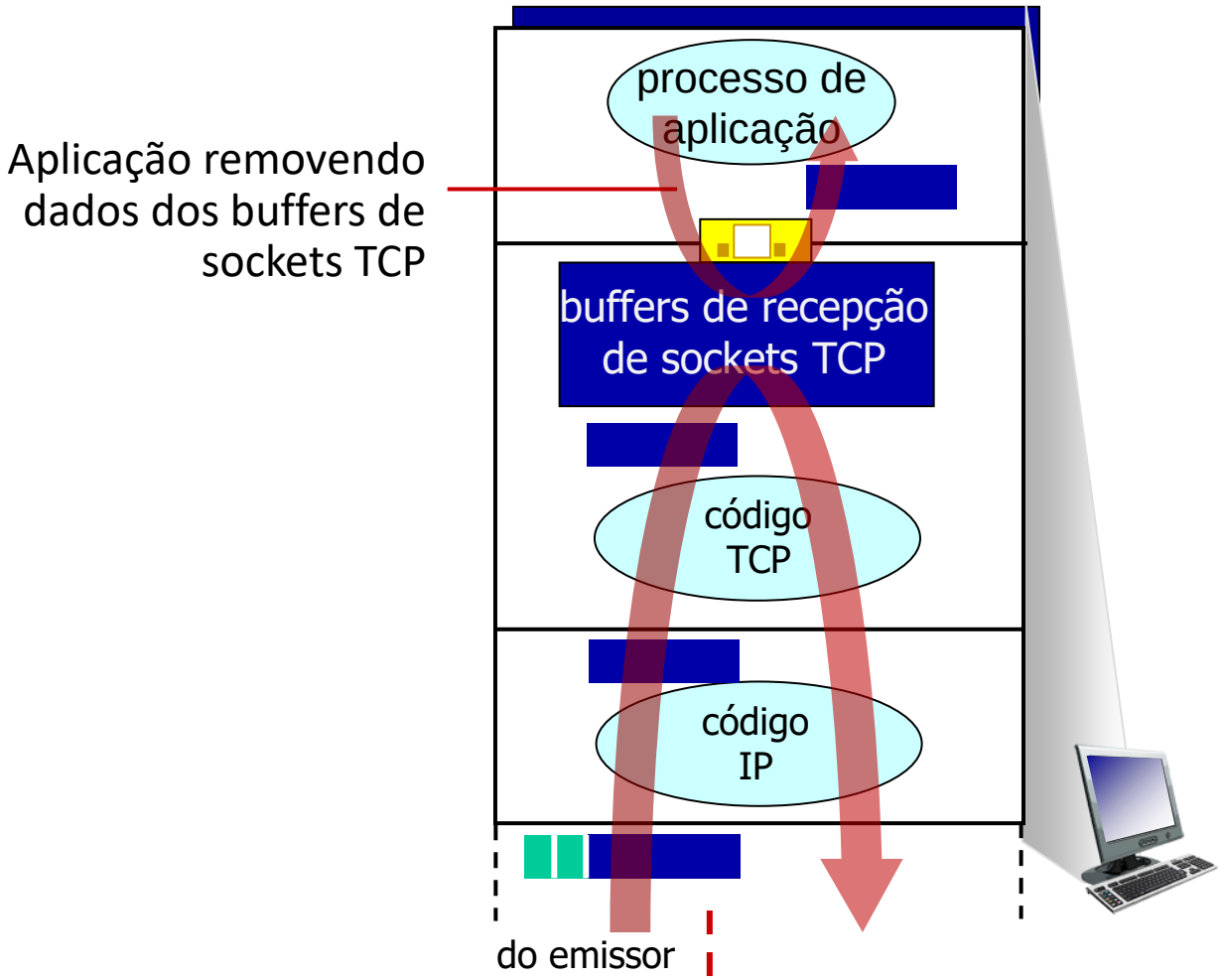
pilha de protocolos do receptor

Controle de fluxo do TCP

Q: O que acontece se a camada de rede fornecer dados mais rápido do que a camada de aplicação remove dados dos buffers de socket?

controle de fluxo

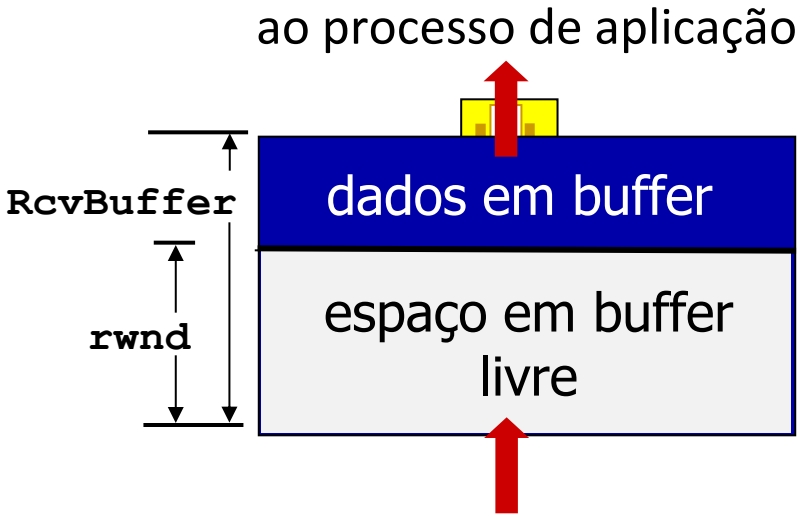
receptor controla emissor, para que o emissor não transborde o buffer do receptor transmitindo muito e muito rápido



pilha de protocolos do receptor

Controle de fluxo do TCP

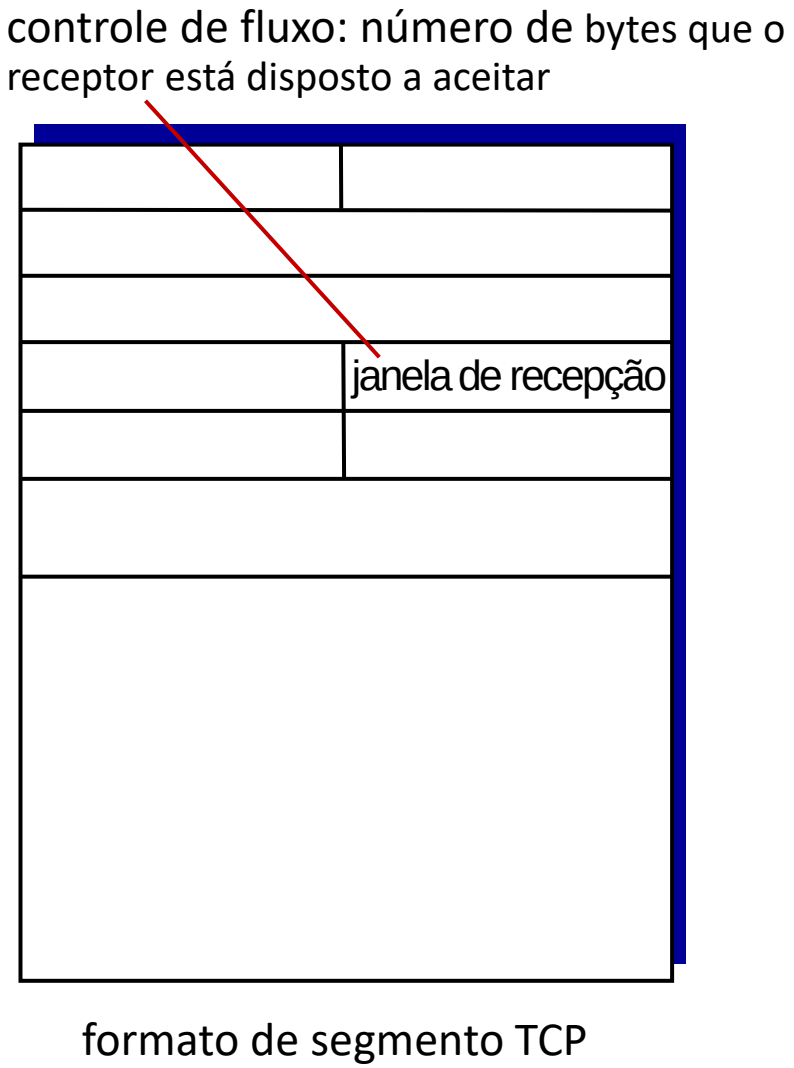
- receptor TCP “anuncia” espaço livre em buffer no campo **`rwnd`** do cabeçalho do TCP
  - tamanho de **`RcvBuffer`** é configurado via opções de socket (padrão típico é 4096 bytes)
  - muitos sistemas operacionais autoajustam o **`RcvBuffer`**
- emissor limita a quantidade de dados não reconhecidos (“em voo”) para **`rwnd`**
- garante que o buffer de recepção não irá transbordar



Buffer do lado do receptor TCP

Controle de fluxo do TCP

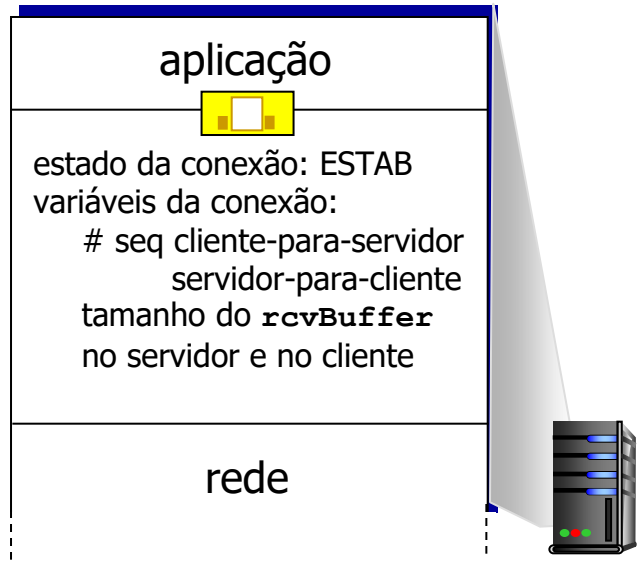
- receptor TCP “anuncia” espaço livre em buffer no campo **`rwnd`** do cabeçalho do TCP
  - tamanho de **`RcvBuffer`** é configurado via opções de socket (padrão típico é 4096 bytes)
  - muitos sistemas operacionais autoajustam o **`RcvBuffer`**
- emissor limita a quantidade de dados não reconhecidos (“em voo”) para **`rwnd`**
- garante que o buffer de recepção não irá transbordar



Gerenciamento de conexão TCP

antes de trocar dados, emissor e receptor fazem o “handshake”:

- concordam em estabelecer conexão (cada um conhecendo o desejo do outro de estabelecer uma conexão)
- concordam com parâmetros de conexão (ex.: números de sequência iniciais)

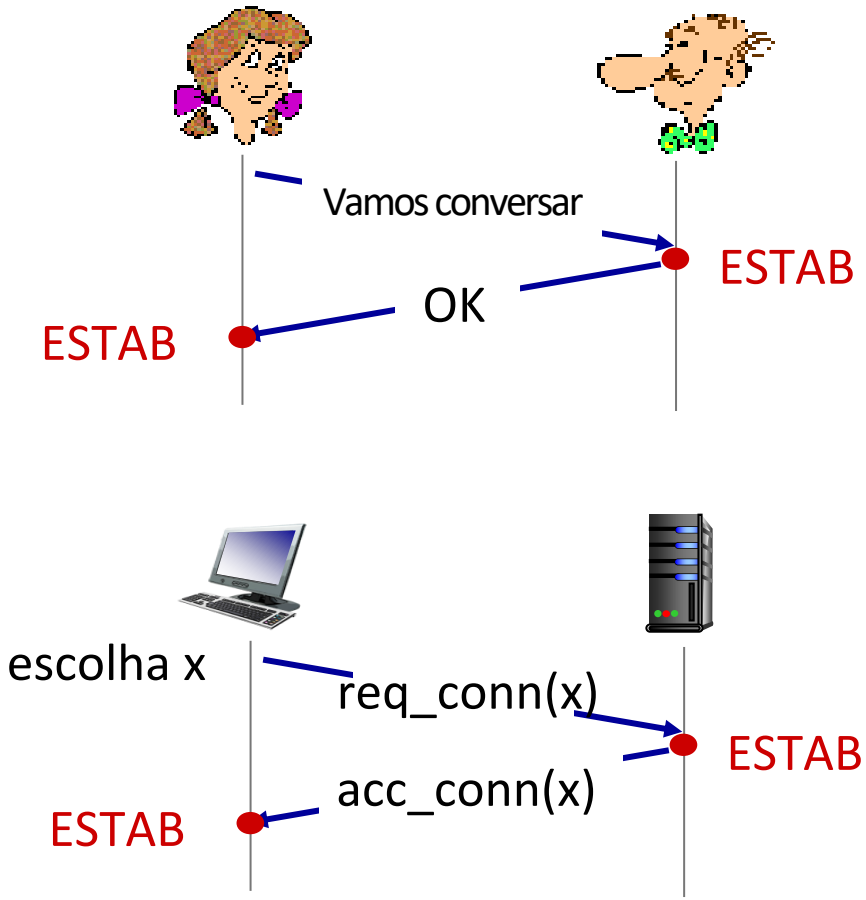



```
Socket clientSocket =
  newSocket("hostname","port number");
```

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

Concordando em estabelecer uma conexão

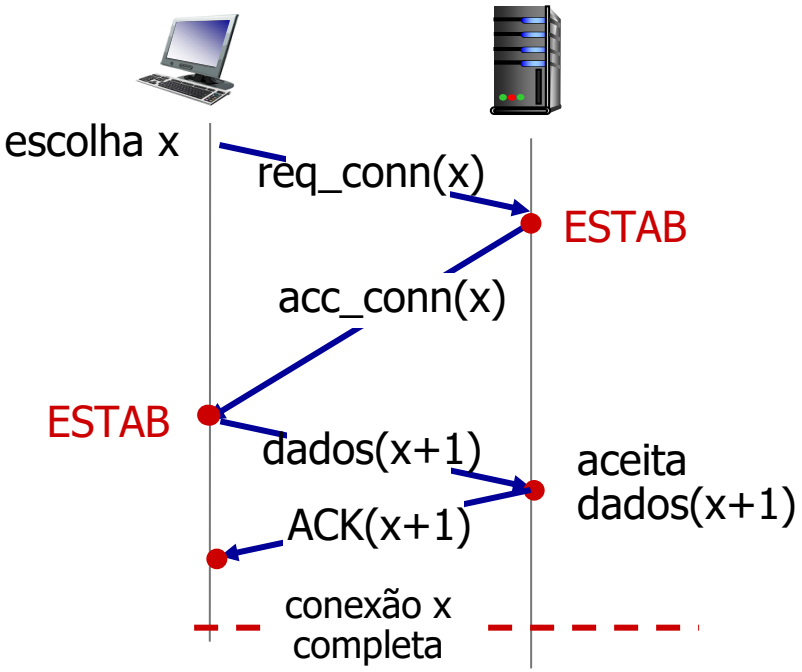
Handshake de 2 vias:



Q: o handshake de 2 vias sempre funciona em rede?

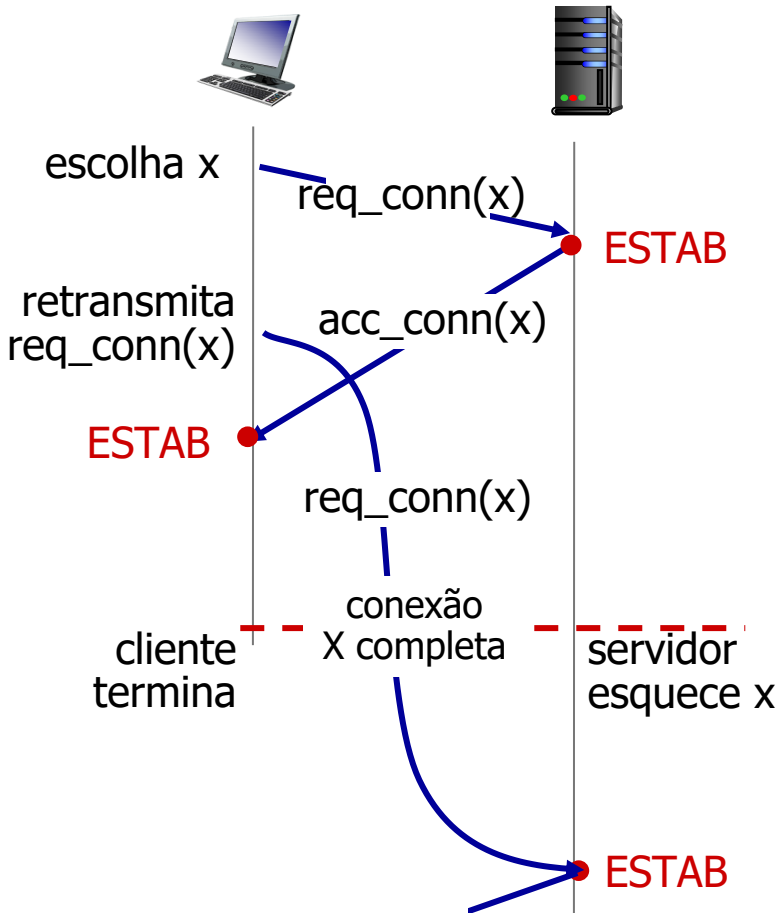
- atrasos variáveis
- mensagens retransmitidas (por exemplo, req_conn(x)) devido à perda de mensagens
- reordenação de mensagens
- não pode "ver" o outro lado

Cenários de handshake de 2 vias



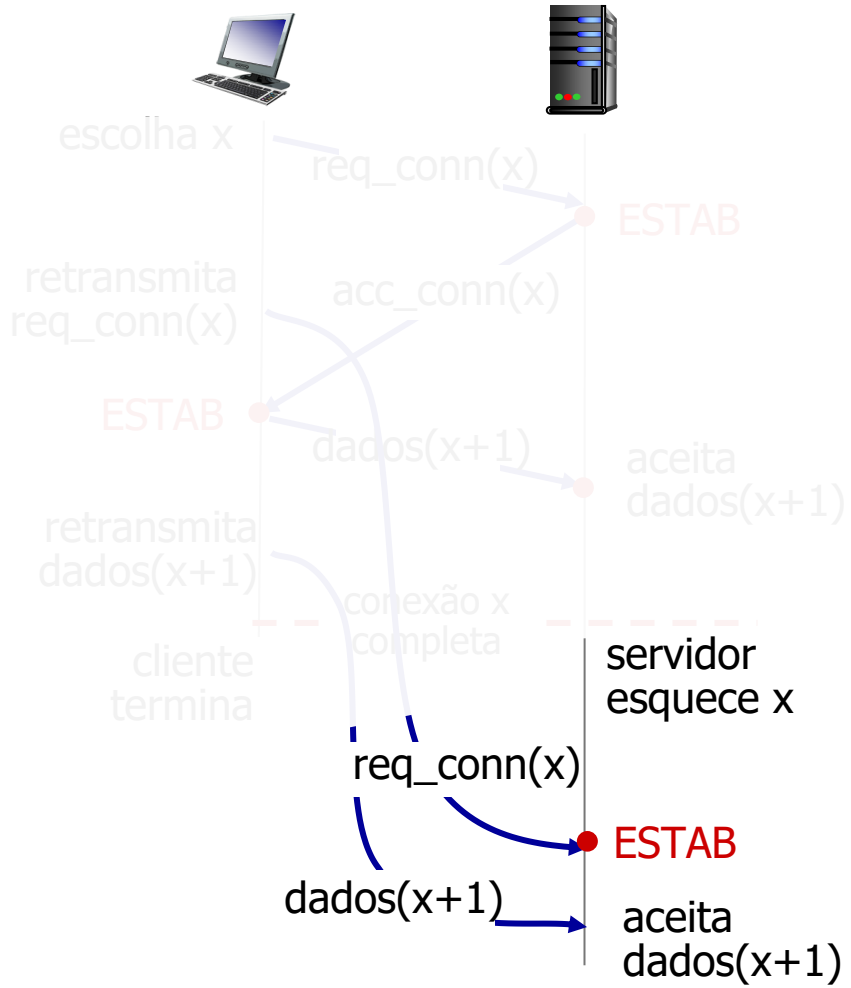
Sem problema!

Cenários de handshake de 2 vias



Problema: conexão meio aberta! (sem cliente)

Cenários de handshake de 2 vias



Problema: dados duplicados aceitos!

Handshake de 3 vias do TCP

Estado do cliente

```
clientSocket = socket(AF_INET, SOCK_STREAM)
```

LISTEN

```
clientSocket.connect((serverName,serverPort))
```

escolhe número de sequência inicial, x envia mensagem TCP SYN

SYNbit=1, Seq=x

SYNSENT

escolhe número de sequência inicial, y envia mensagem TCP SYNACK, reconhecendo SYN

SYNbit=1, Seq=y
ACKbit=1; ACKnum=x+1

SYNACK(x) recebido indica que servidor está vivo; envia ACK para SYNACK; este segmento pode conter dados cliente-para-servidor

ESTAB

ACKbit=1, ACKnum=y+1

ACK(y) recebido indica que cliente está vivo

Estado do servidor

```
serverSocket = socket(AF_INET,SOCK_STREAM)
serverSocket.bind(('',serverPort))
serverSocket.listen(1)
connectionSocket, addr = serverSocket.accept()
```

LISTEN

SYN RCVD

ESTAB

Um protocolo humano com handshake de 3 vias

Ataque SYN Flood

- Neste ataque várias conexões são enviadas ao servidor (bit SYN=1) e não são completadas (terceira via não é enviada), deixando conexões semi-abertas.
  - Consumindo recursos do sistema.
- **Solução (RFC 4987)**: servidor calcula seu # de sequencia a partir de um *hash* que envolve números IPs e portas, envia a segunda via, mas não aloca recursos (sem conexão semi-aberta).
  - Na terceira via, o *hash* é recalculado e verifica-se se o ACK do cliente indica o número de sequencia + 1
    - Caso positivo, os recursos são alocados e a conexão é criada.
    - Caso contrário, descarta-se a conexão sem que recursos tenham sido desperdiçados.

Fechando uma conexão TCP

- cliente e servidor fecham o seu lado da conexão
  - enviam segmento TCP com FIN bit = 1
- respondem ao FIN recebido com ACK
  - ao receber FIN, ACK pode ser combinado com seu próprio FIN
- trocas de FIN simultâneas podem ser manipuladas

A flag RST

- Usada quando não há um socket aberto na porta solicitada pelo cliente.
- Servidor responde com um segmento TCP com o flag RST ativado para indicar ao cliente que não há um servidor naquela porta e que ele não deve tentar novamente.
  - Note que isto também indica a um possível atacante que a porta está acessível, sem nenhum *firewall* fazendo o bloqueio.
    - Em muitos casos, administradores optam por configurar servidores para não responderem nessas portas (*stealth*), deixando o cliente achar que o pacote foi bloqueado por algum *firewall* no caminho.

Camada de transporte: roteiro

- Serviços da camada de transporte
- Multiplexação e demultiplexação
- Transporte sem conexão: UDP
- Princípios da transferência confiável de dados
- Transporte orientado a conexão: TCP
- **Princípios de controle de congestionamentos**
- Controle de congestionamento do TCP
- Evolução da funcionalidade da camada de transporte

Princípios de Controle de Congestionamentos

Congestionamento:

- informalmente: “muitas fontes enviando muitos dados mais rápido do que a *rede* consegue manipular”
- manifestações:
  - longos atrasos (filas em buffers de roteadores)
  - perda de pacotes (estouro de buffer em roteadores)
- diferente do controle de fluxo!
- um problema top-10!

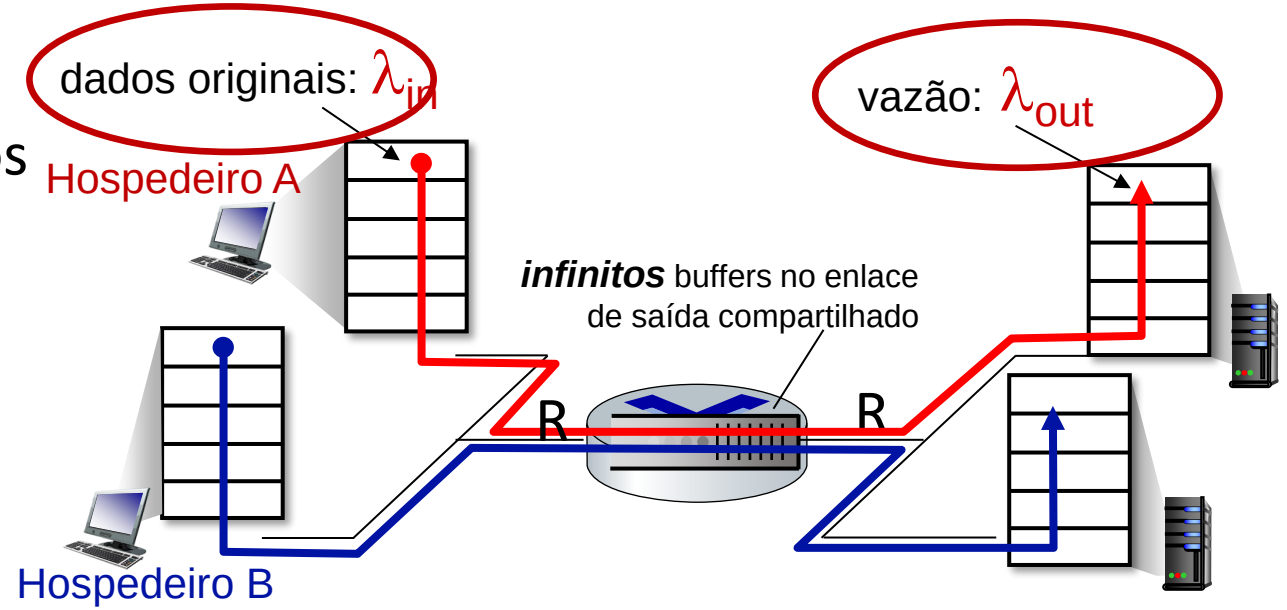
controle de congestionamento: muitos emissores, enviando muito rápido

controle de fluxo: um emissor muito rápido para um receptor

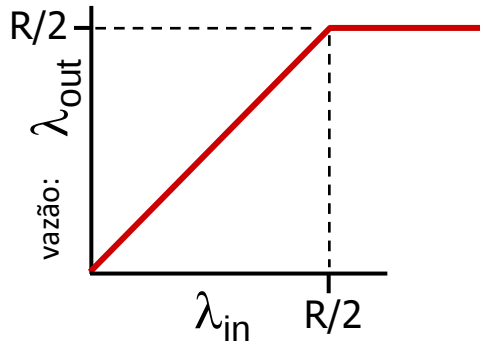
Causas/custos de congestionamento: cenário 1

Cenário mais simples:

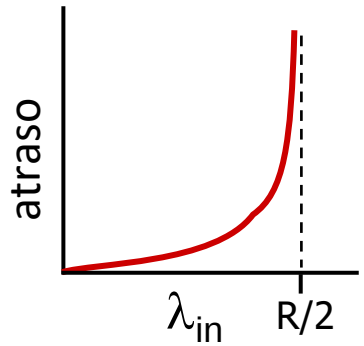
- um roteador, buffers infinitos
- capacidade do enlace de entrada e saída: R
- dois fluxos
- não são necessárias retransmissões



Q: O que acontece conforme a taxa de chegada λ_{in} se aproxima de R/2?



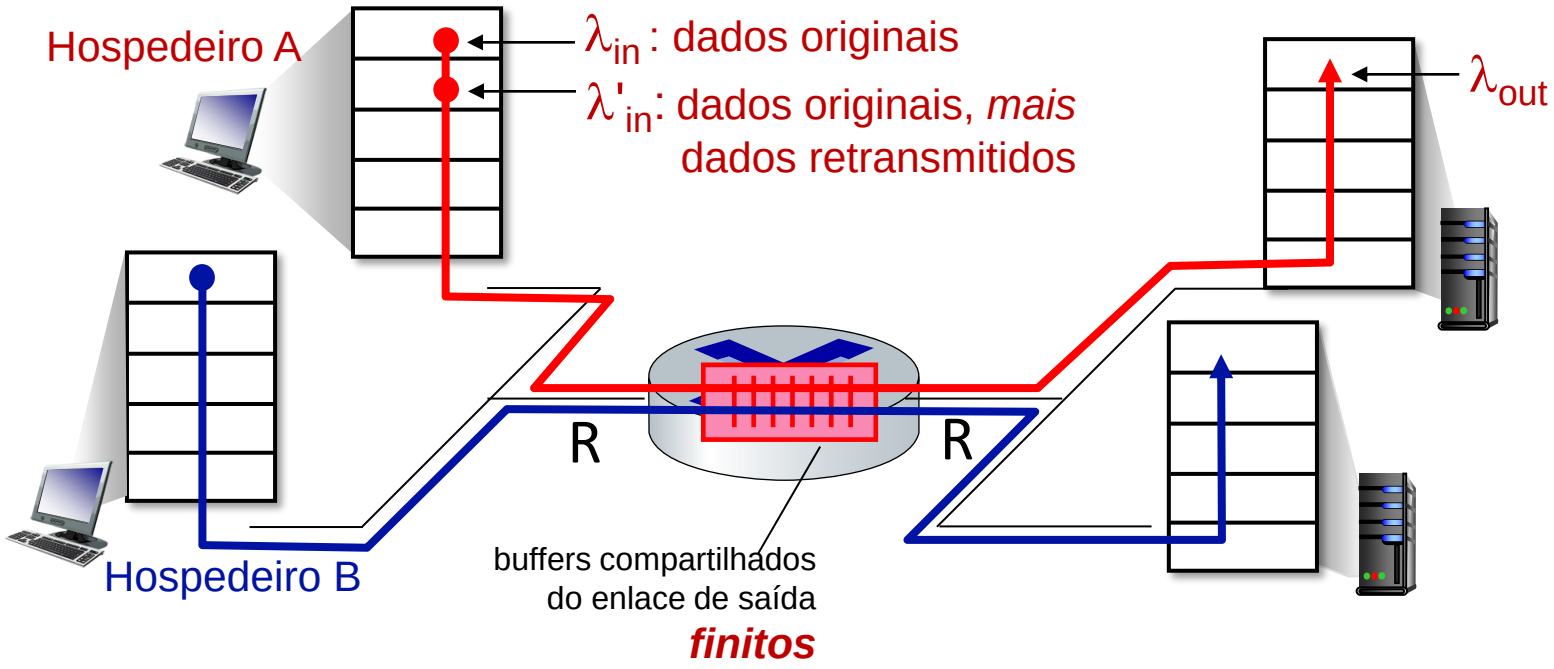
vazão máxima por conexão: R/2



grandes atrasos conforme a taxa de chegada λ_{in} aproxima-se da capacidade máxima

Causas/custos de congestionamento: cenário 2

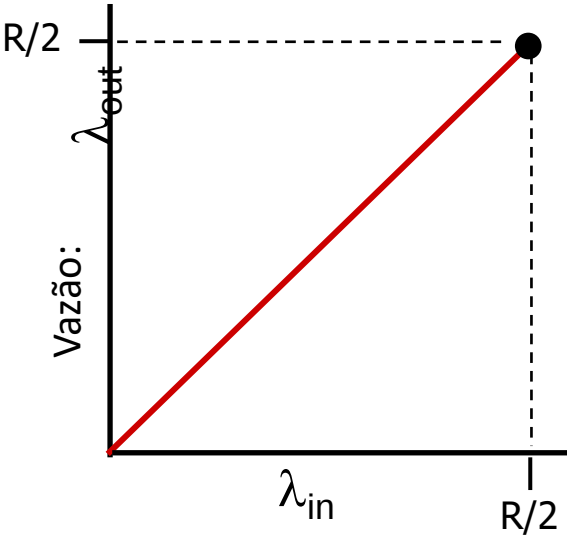
- um roteador, buffers *finitos*
- emissor retransmite pacotes perdidos e expirados
  - entrada da camada de aplicação = saída da camada de aplicação: $\lambda_{in} = \lambda_{out}$
  - entrada da camada de transporte inclui *retransmissões*: $\lambda'_{in} \geq \lambda_{in}$

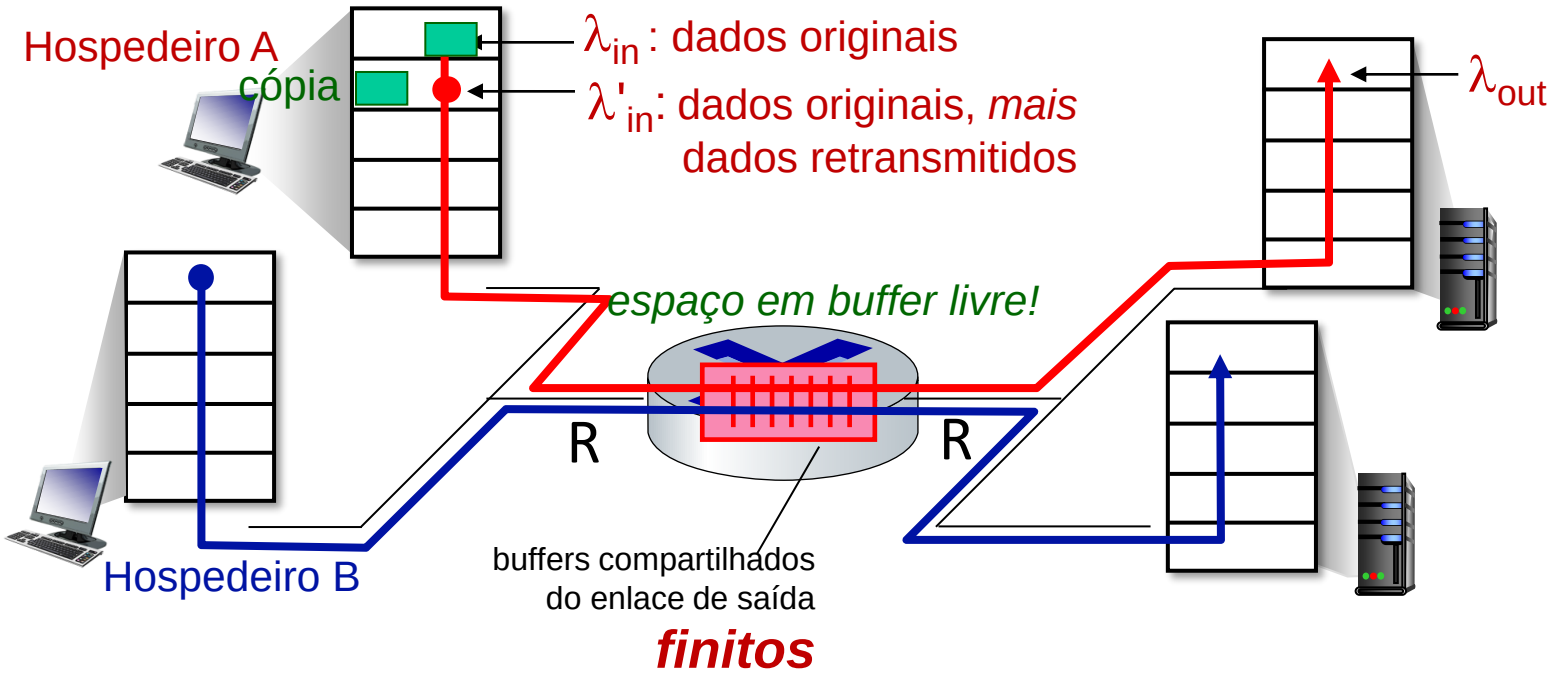


Causas/custos de congestionamento: cenário 2

Idealização: conhecimento perfeito

- emissor envia apenas quando há buffer disponível no roteador

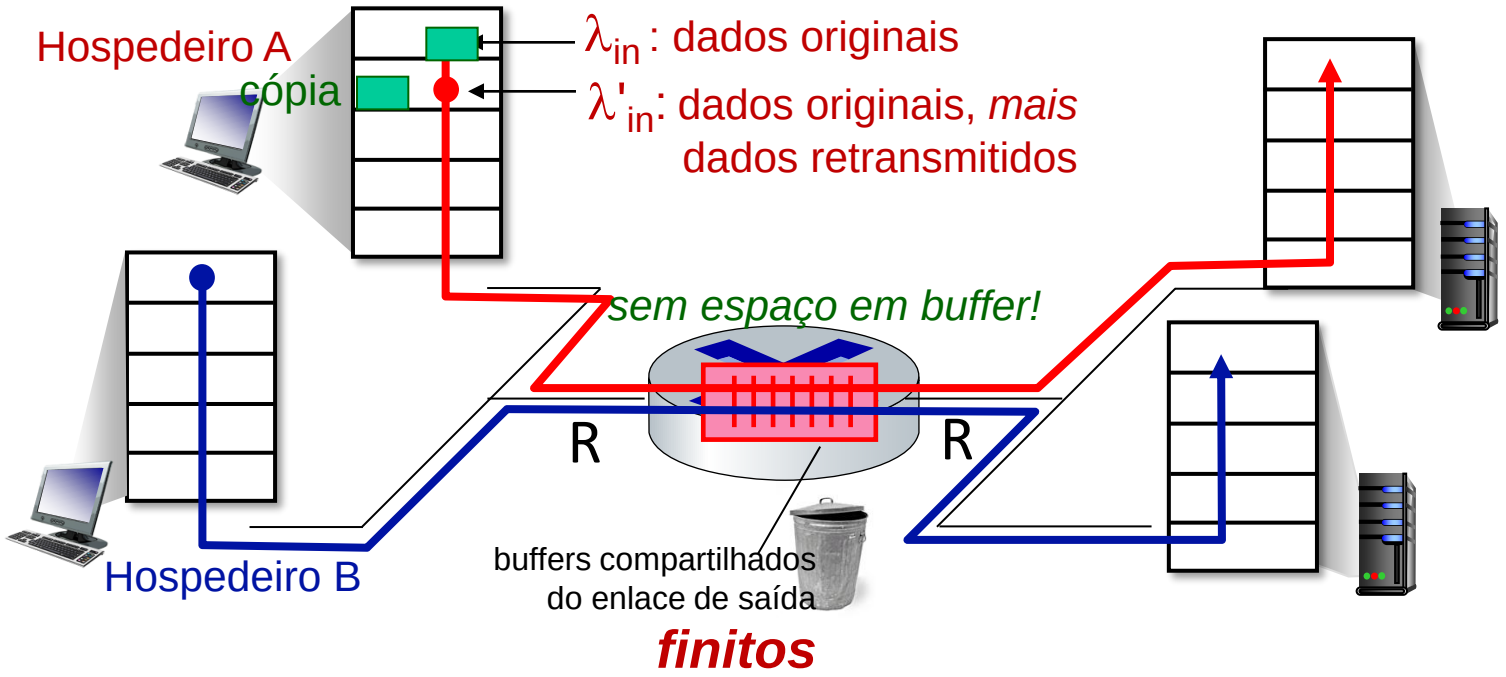




Causas/custos de congestionamento: cenário 2

Idealização: *algum* conhecimento perfeito

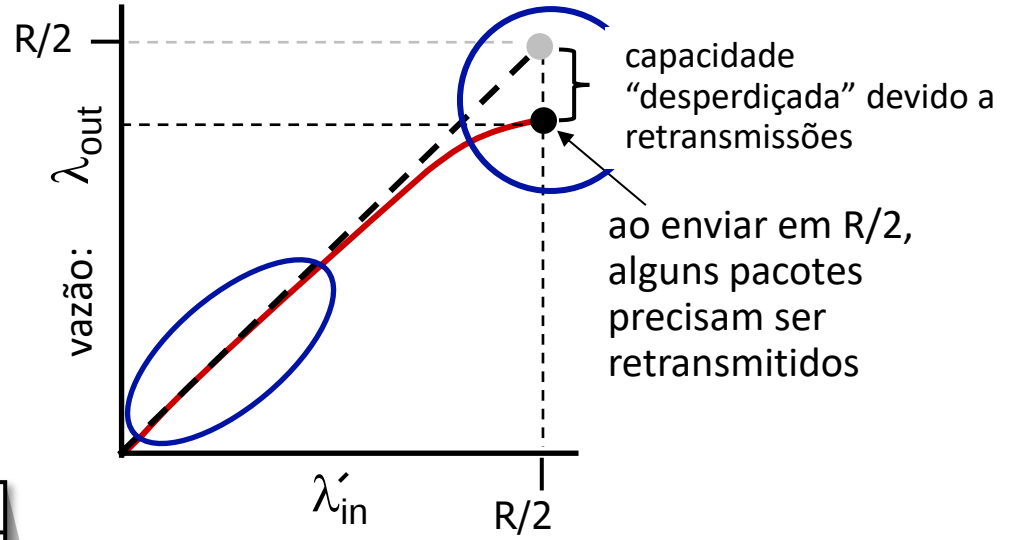
- pacotes podem ser perdidos (descartados no roteador) devido a buffers cheios
- remetente sabe quando o pacote foi descartado: só reenvia se *sabe* que o pacote foi perdido

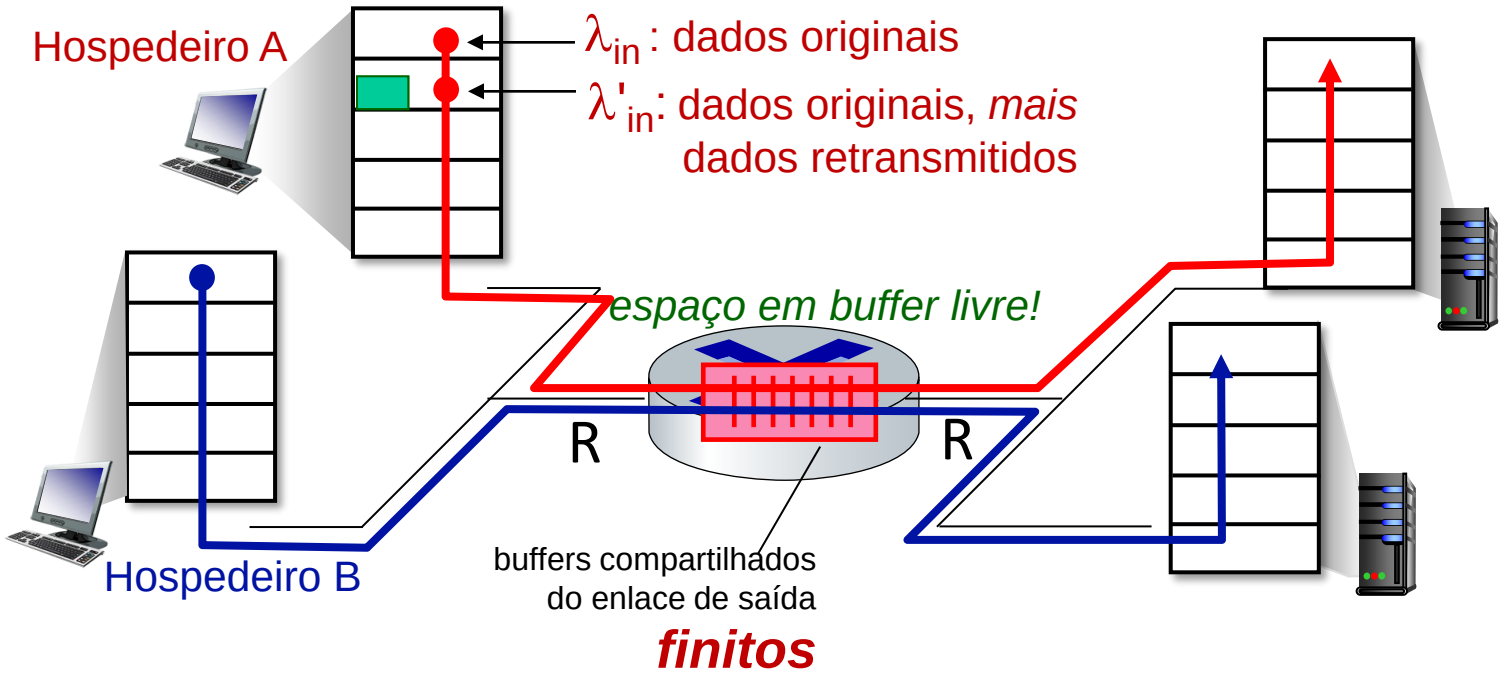


Causas/custos de congestionamento: cenário 2

Idealização: *algum* conhecimento perfeito

- pacotes podem ser perdidos (descartados no roteador) devido a buffers cheios
- remetente sabe quando o pacote foi descartado: só reenvia se *sabe* que o pacote foi perdido

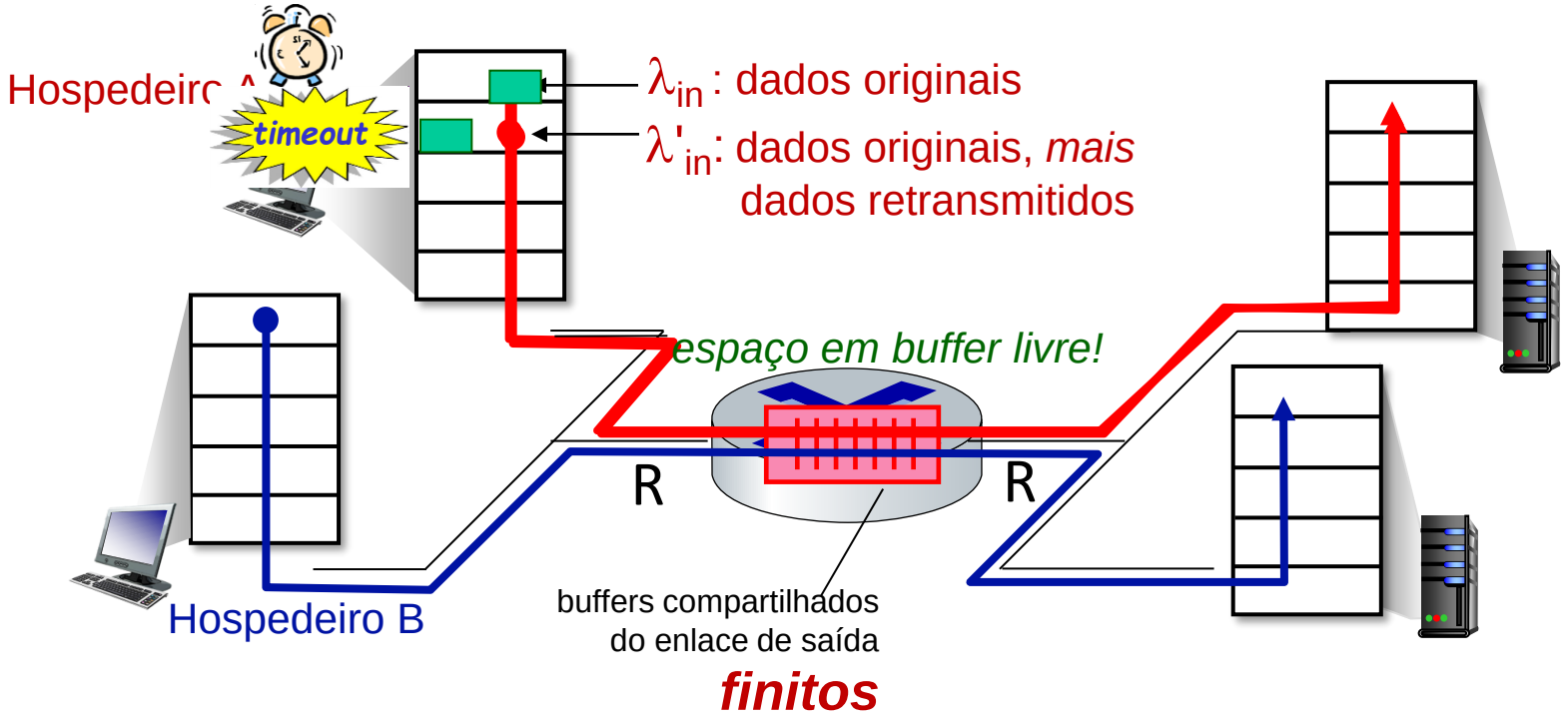


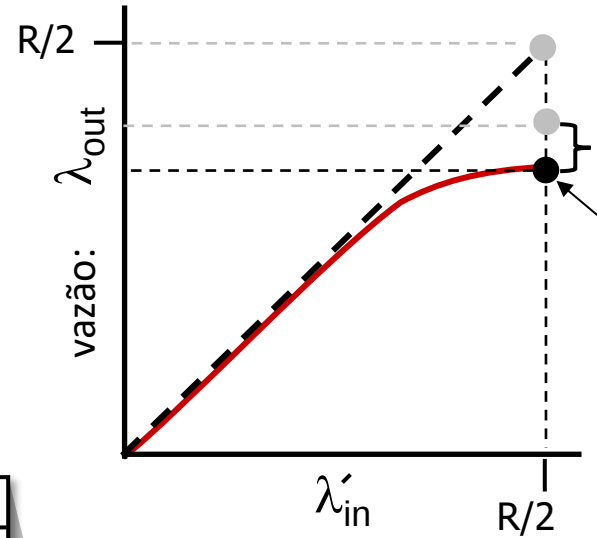


Causas/custos de congestionamento: cenário 2

Cenário realista: *duplicatas não necessárias*

- pacotes podem ser perdidos, descartados no roteador devido a buffers cheios – exigindo retransmissões
- mas os temporizadores do emissor podem se esgotar prematuramente, enviando *duas* cópias, sendo *ambas* entregues





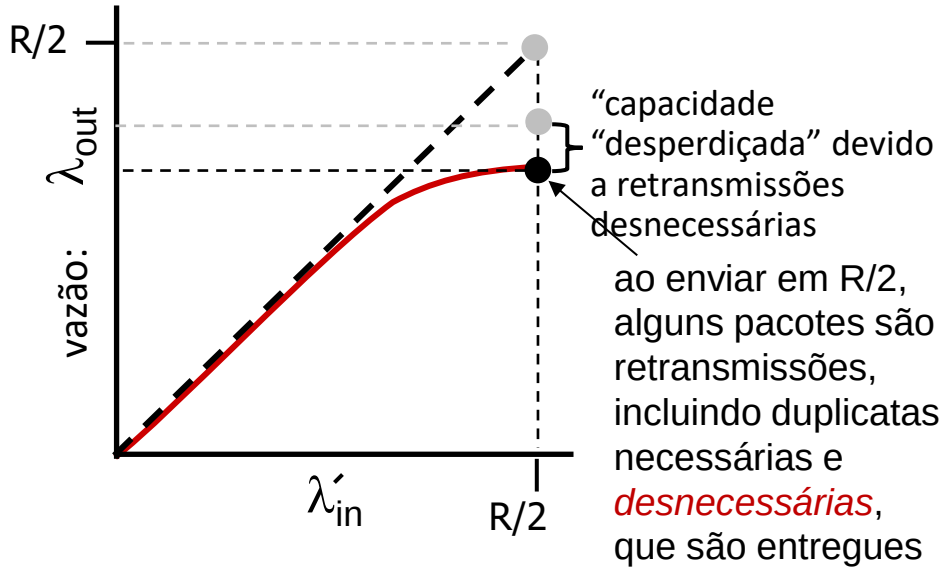
"capacidade "desperdiçada" devido a retransmissões desnecessárias

ao enviar em R/2, alguns pacotes são retransmissões, incluindo duplicatas necessárias e *desnecessárias*, que são entregues!

Causas/custos de congestionamento: cenário 2

Cenário realista: *duplicatas não necessárias*

- pacotes podem ser perdidos, descartados no roteador devido a buffers cheios – exigindo retransmissões
- mas os temporizadores do emissor podem se esgotar prematuramente, enviando *duas* cópias, sendo *ambas* entregues



"custos" do congestionamento:

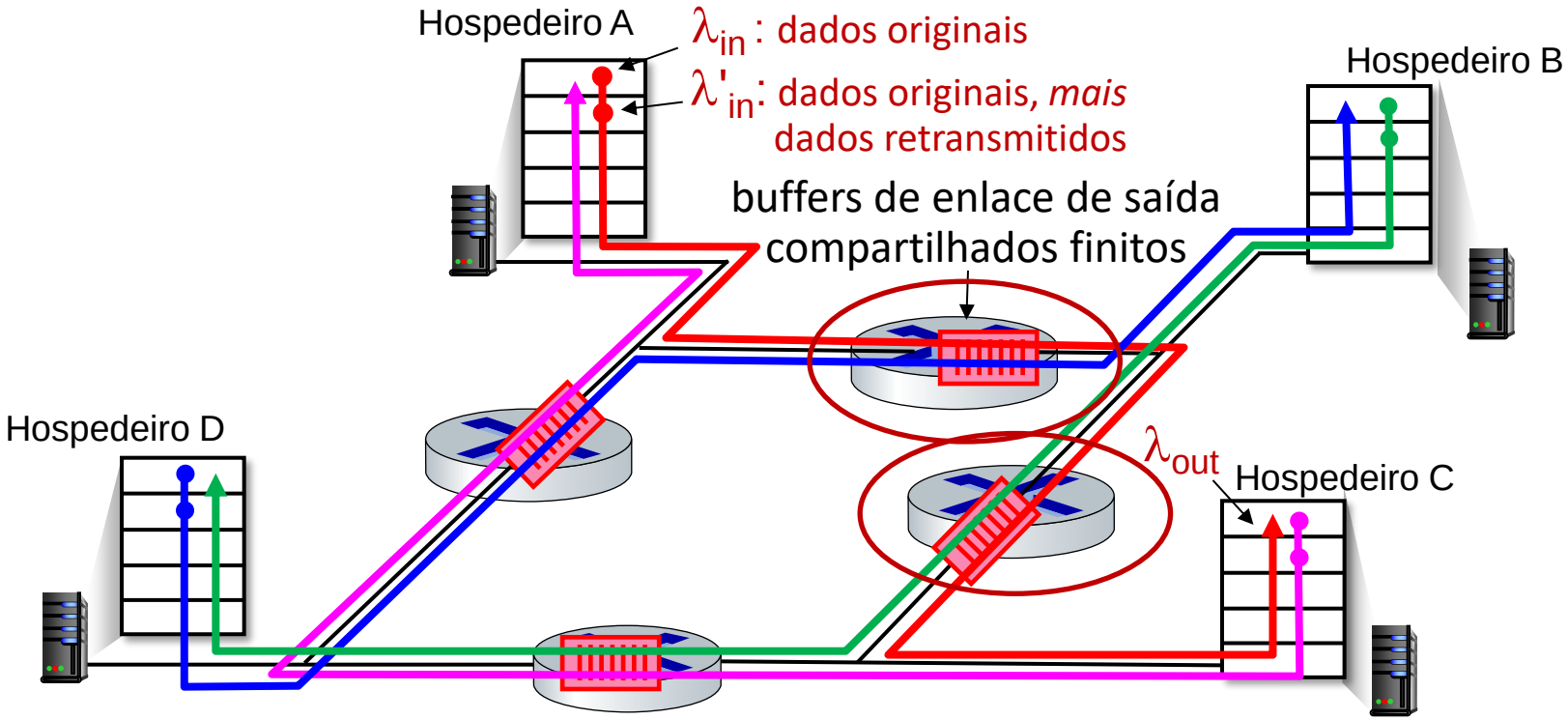
- mais trabalho (retransmissões) para dada vazão do receptor
- retransmissões desnecessárias: enlace carrega várias cópias de um pacote
  - diminuindo a vazão máxima alcançável

Causas/custos de congestionamento: cenário 3

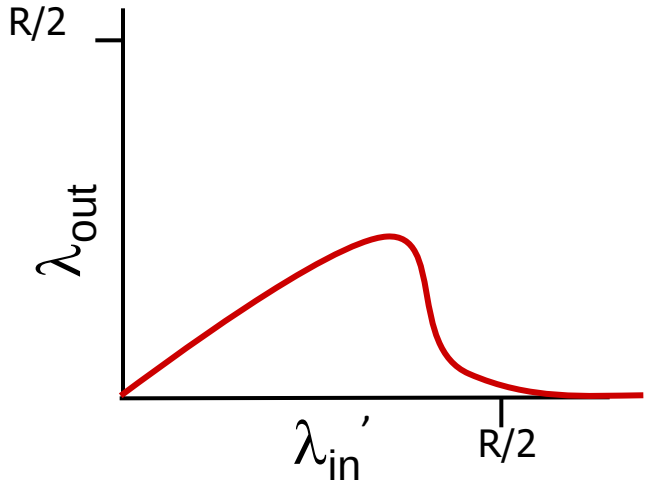
- *quatro* emissores
- caminhos *multi-salto*
- timeout/retransmissão

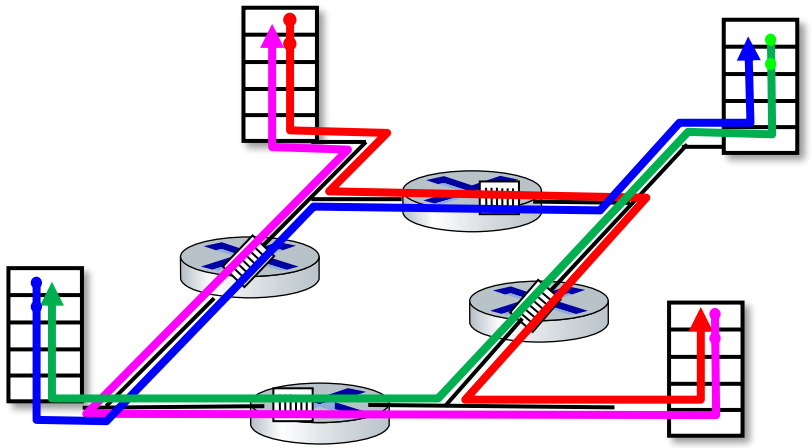
Q: o que acontece conforme λ_{in} e λ_{in}' aumentam?

R: conforme o λ_{in}' vermelho aumenta, todos os pacotes azuis chegando na fila superior são descartados, vazão azul → 0



Causas/custos de congestionamento: cenário 3



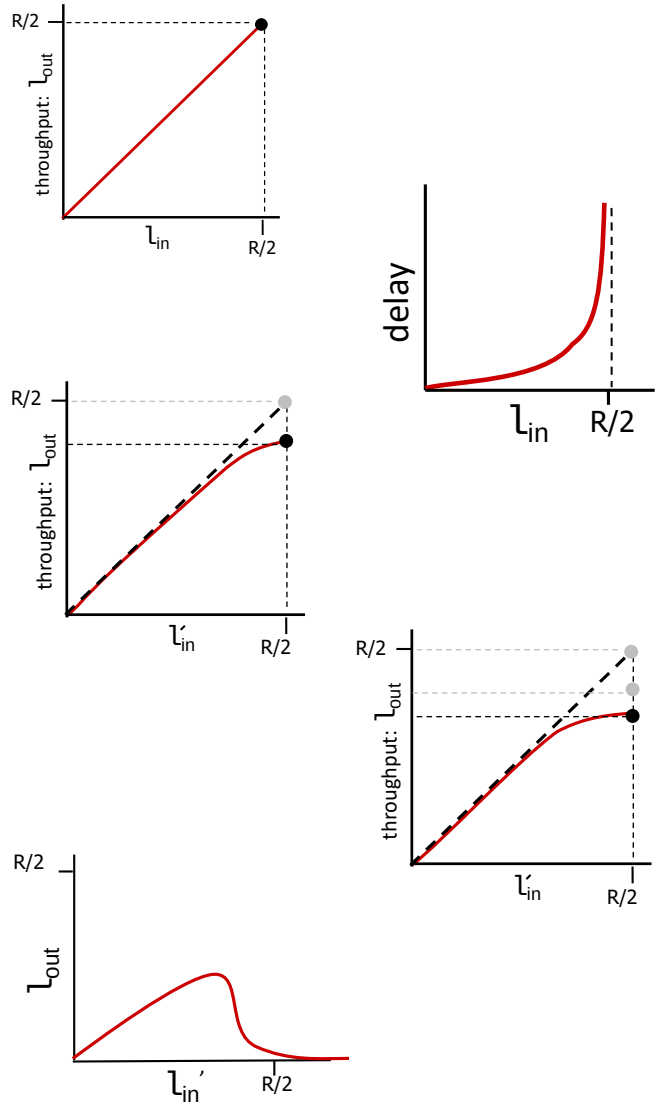


outro “custo” do congestionamento:

- quando um pacote é perdido, qualquer capacidade de transmissão upstream e de buffer utilizadas para aquele pacote foram desperdiçadas!

Causas/custos de congestionamento: insights

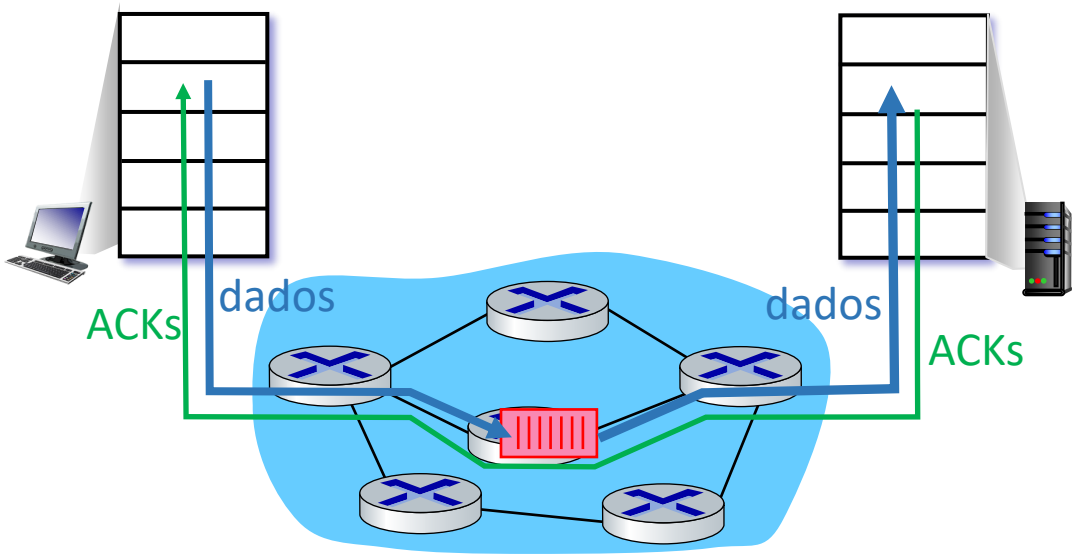
- vazão nunca pode exceder a capacidade máxima
- atraso aumenta à medida que a capacidade máxima se aproxima
- perda/retransmissão diminui vazão efetiva
- duplicações desnecessárias diminuem ainda mais a vazão efetiva
- capacidade de transmissão upstream e buffers são desperdiçados para pacotes perdidos no downstream



Abordagens para o controle de congestionamento

Controle de congestionamento fim-a-fim:

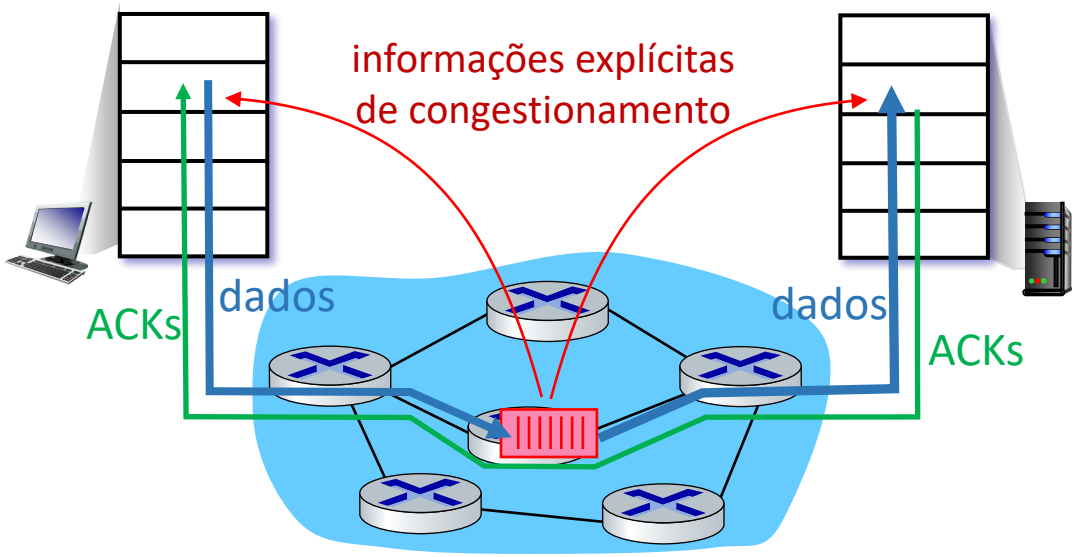
- nenhum retorno explícito da rede
- congestionamento *inferido* das perdas e atrasos observados
- abordagem tomada pelo TCP



Abordagens para o controle de congestionamento

Controle de congestionamento assistido por rede:

- roteadores fornecem retorno *direto* para hospedeiros enviando/recebendo com fluxos passando por um roteador congestionado
- pode indicar nível de congestionamento ou definir explicitamente taxa de envio



- protocolos TCP ECN, ATM, DECbit

Camada de transporte: roteiro

- Serviços da camada de transporte
- Multiplexação e demultiplexação
- Transporte sem conexão: UDP
- Princípios da transferência confiável de dados
- Transporte orientado a conexão: TCP
- Princípios de controle de congestionamentos
- Controle de congestionamento do TCP
- Evolução da funcionalidade da camada de transporte

Controle de Congestionamento do TCP: AIMD

- *abordagem:* os emissores podem aumentar a taxa de envio até que ocorra perda de pacote (congestionamento) e, em seguida, diminuir a taxa de envio no evento de perda

Additive Increase

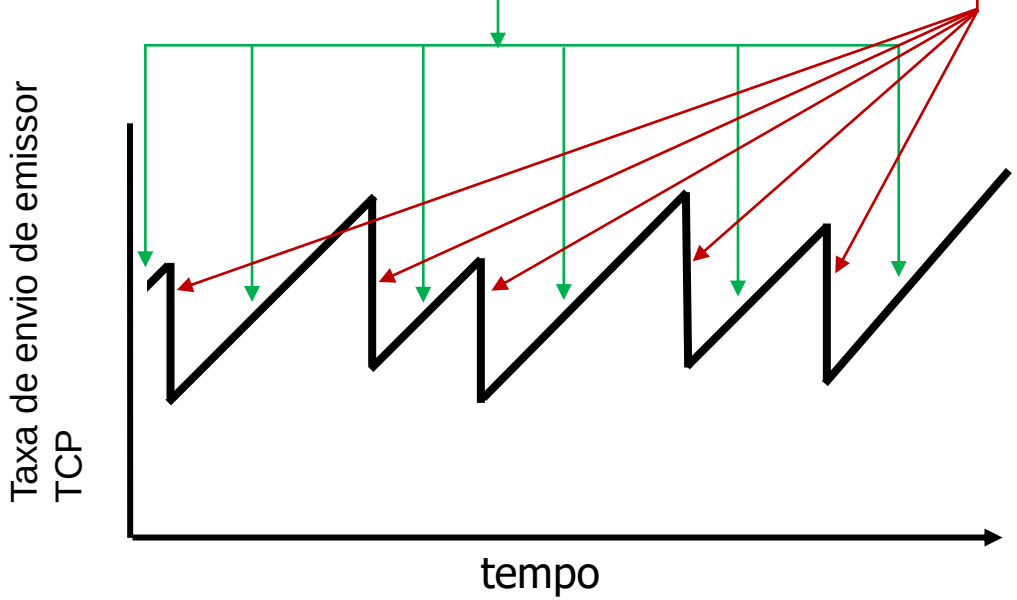
(incremento aditivo)

aumentar a taxa de envio em 1 tamanho máximo do segmento a cada RTT até que uma perda seja detectada

Multiplicative Decrease

(decremento multiplicativo)

reduzir taxa de envio pela metade em cada evento de perda



comportamento de dente de serra do **AIMD**: *sondagem* por largura de banda

AIMD do TCP : mais

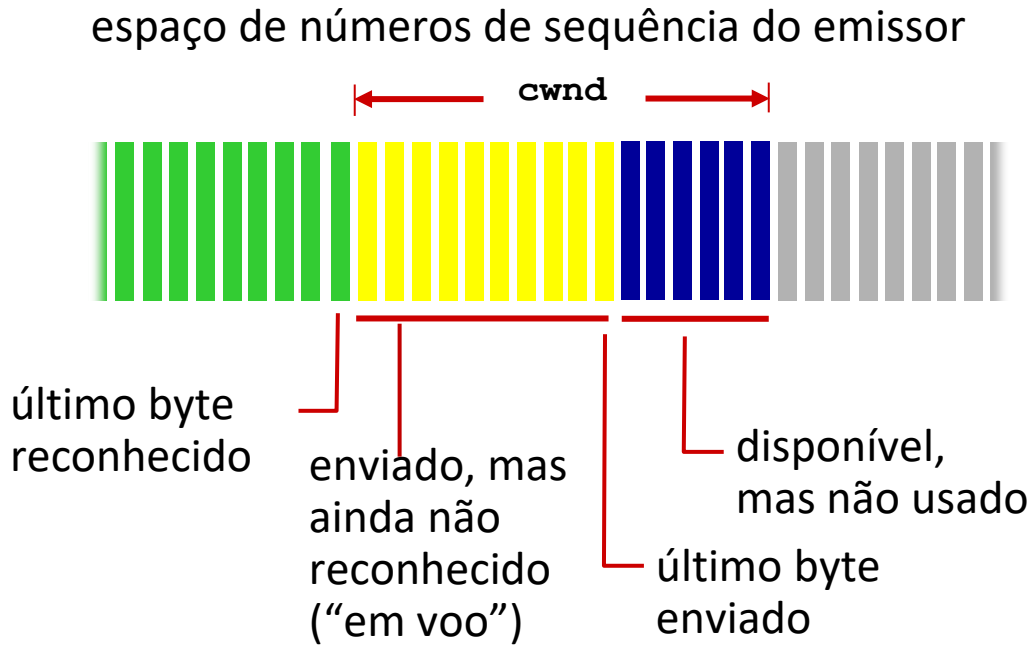
Detalhe do *decremento multiplicativo*: taxa de envio é

- Cortada pela metade em perda detectada pelo ACK triplamente duplicado (TCP Reno)
- Cortada para 1 MSS (tamanho máximo do segmento) quando uma perda é detectada por tempo limite (TCP Tahoe)

Por que AIMD?

- AIMD – um algoritmo distribuído e assíncrono – tem sido mostrado que:
  - otimiza taxas de fluxo congestionadas em toda a rede!
  - têm propriedades de estabilidade desejáveis

Controle de Congestionamento do TCP: detalhes



Comportamento de envio do TCP:

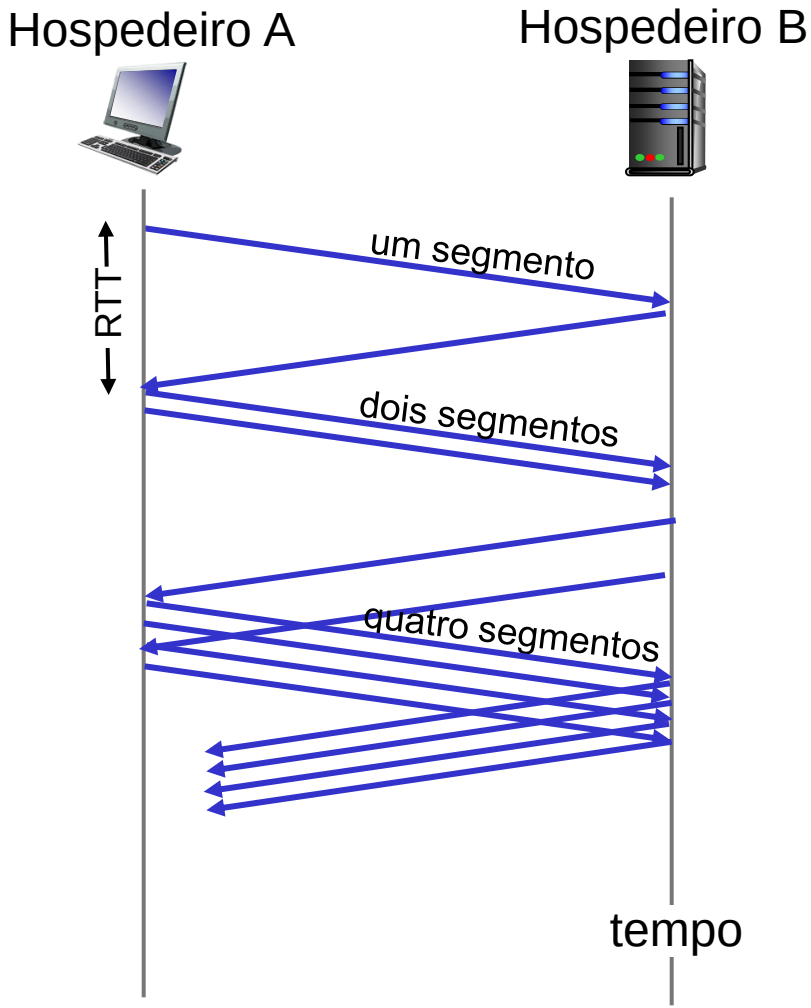
- *aproximadamente:* envia `cwnd` bytes, espera RTT por ACKs, então envia mais bytes

$$\text{taxa TCP} \approx \frac{\texttt{cwnd}}{\text{RTT}} \text{ bytes/seg}$$

- emissor TCP limita transmissão: **`LastByteSent- LastByteAcked ≤ cwnd`**
- `cwnd` é ajustado dinamicamente em resposta ao congestionamento observado na rede (implementando o controle de congestionamento do TCP)

Partida lenta do TCP

- quando a conexão começa, aumenta a taxa exponencialmente até o primeiro evento de perda:
  - inicialmente **`cwnd`** = 1 MSS
  - dobra **`cwnd`** a cada RTT
  - feito incrementando **`cwnd`** para cada ACK recebido
- *resumo:* taxa inicial é lenta, mas aumenta exponencialmente rápido



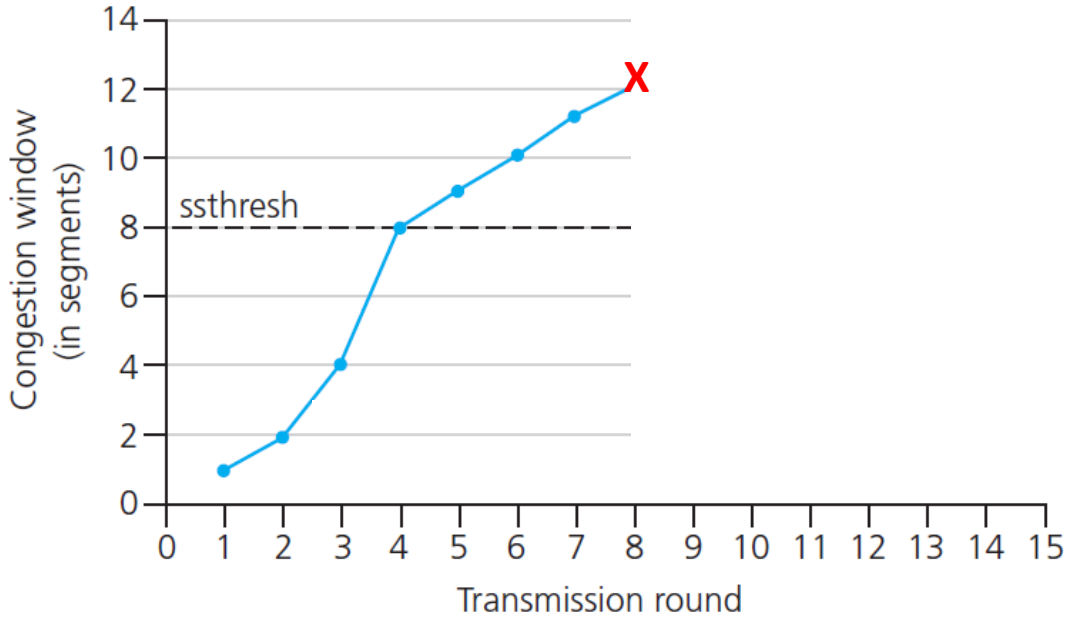
TCP: da partida lenta para a prevenção de congestionamento

Q: quando o aumento exponencial deve mudar para linear?

R: quando **`cwnd`** chega a 1/2 de seu valor antes do timeout.

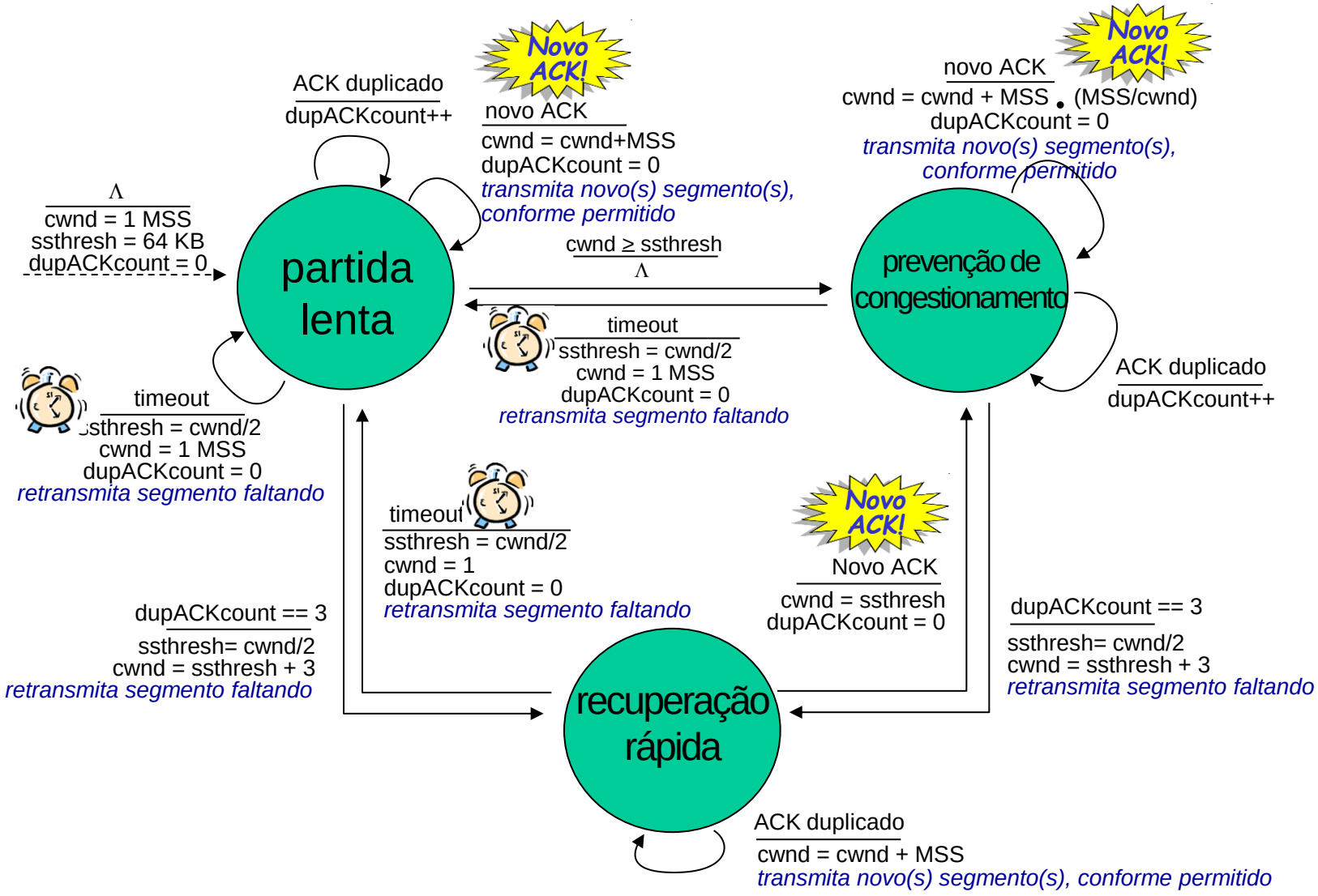
Implementação:

- variável **`ssthresh`**
- em caso de perda, **`ssthresh`** é ajustado para 1/2 do **`cwnd`** um pouco antes do evento de perda



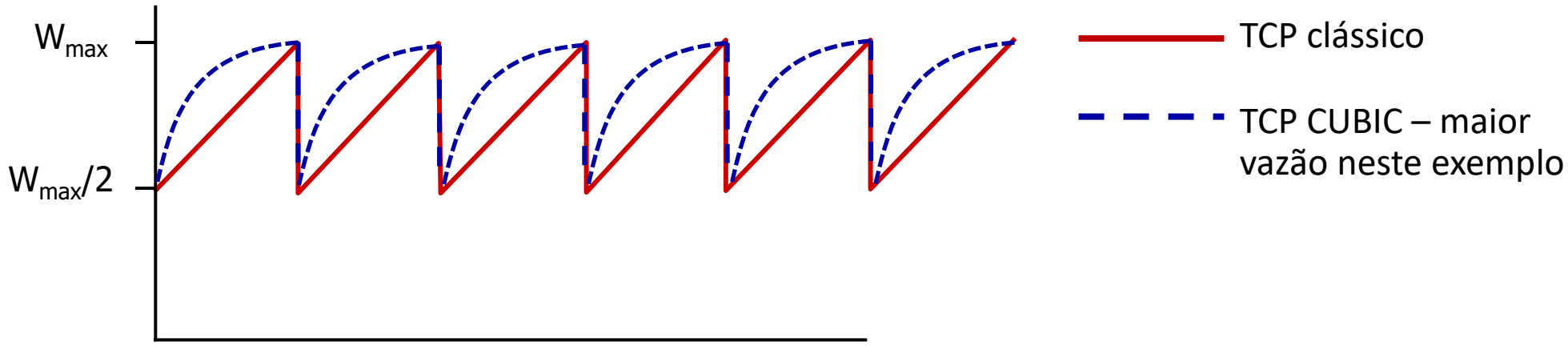
* Confira os exercícios interativos online para mais exemplos: http://gaia.cs.umass.edu/kurose_ross/interactive/

Resumo: Controle de congestionamento do TCP



TCP CUBIC

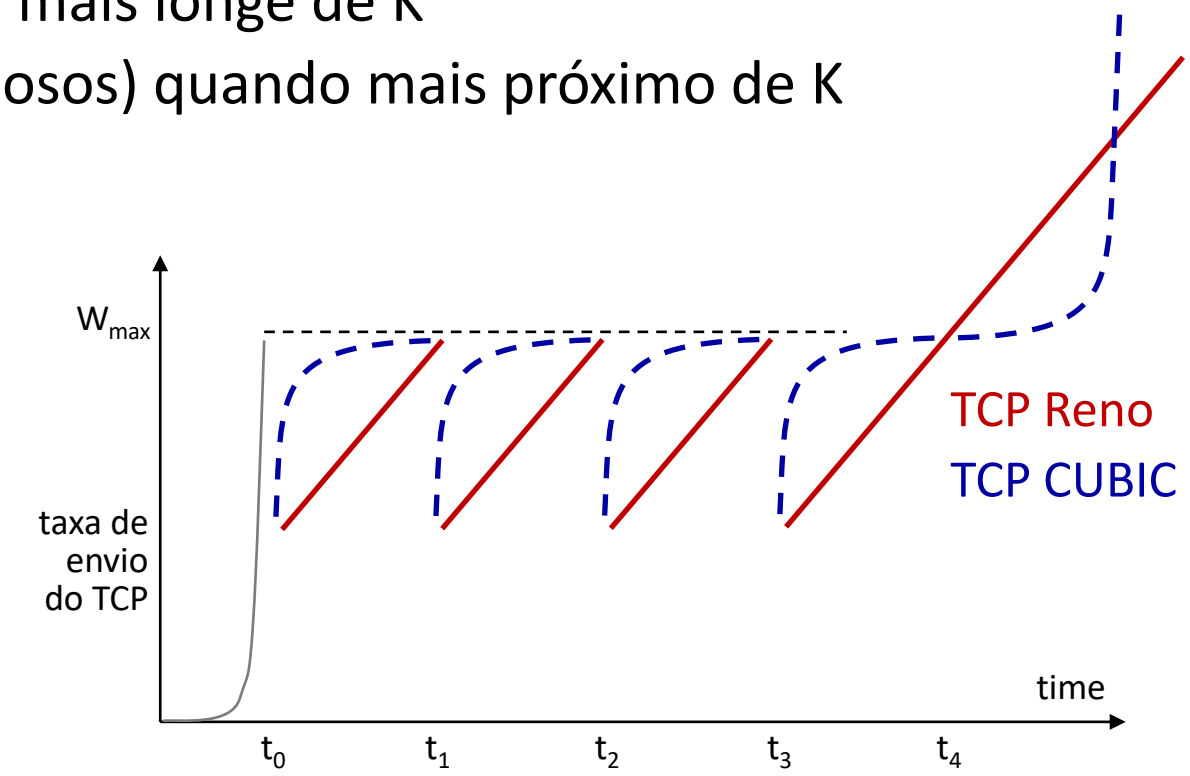
- Existe uma maneira melhor do que o AIMD de "sondar" a largura de banda utilizável?
- Insight/intuição:
  - W_{max}: taxa de envio em que a perda por congestionamento foi detectada
  - estado de congestionamento do enlace de gargalo provavelmente (?) não mudou muito
  - depois de cortar taxa/janela ao meio na perda, inicialmente sobe em direção a W_{max} *mais rápido*, mas em seguida se aproxima de W_{max} mais *devagar*



TCP CUBIC

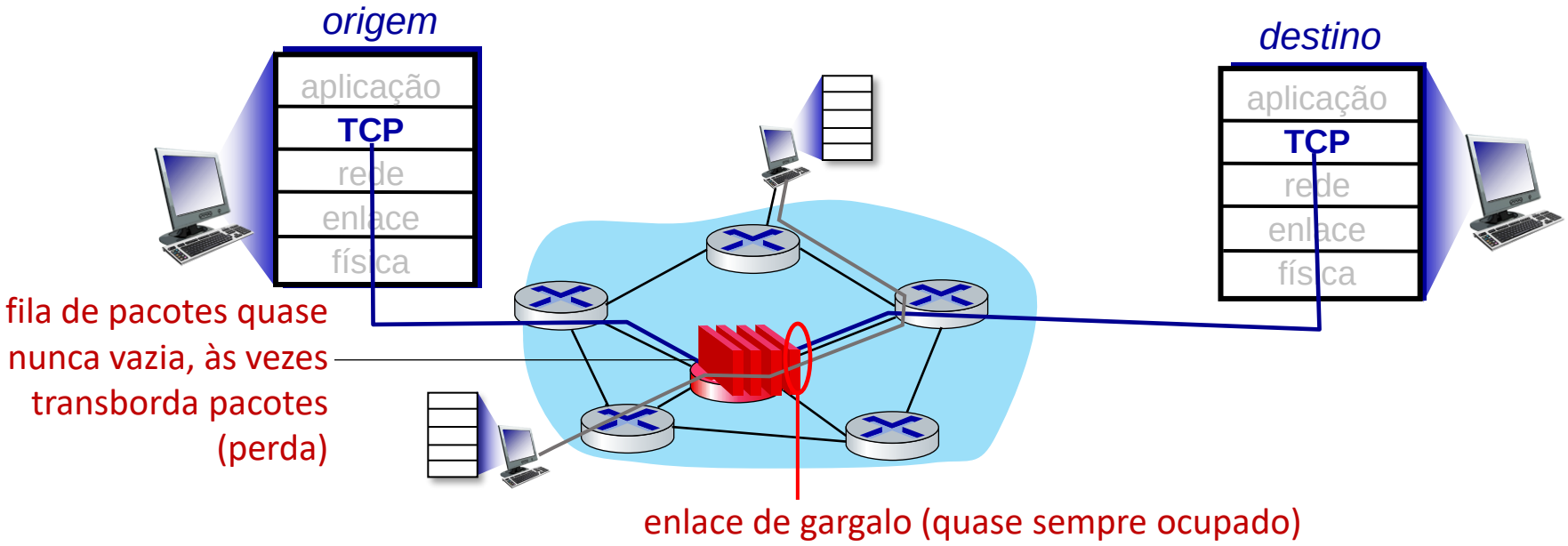
- K: ponto no tempo em que o tamanho da janela do TCP atingirá W_{max}
  - K em si é ajustável
- aumenta W em função do *cubo* da distância entre o tempo atual e K
  - aumentos maiores quando mais longe de K
  - aumentos menores (cautelosos) quando mais próximo de K

- TCP CUBIC é padrão no Linux, e o TCP mais popular em servidores Web populares



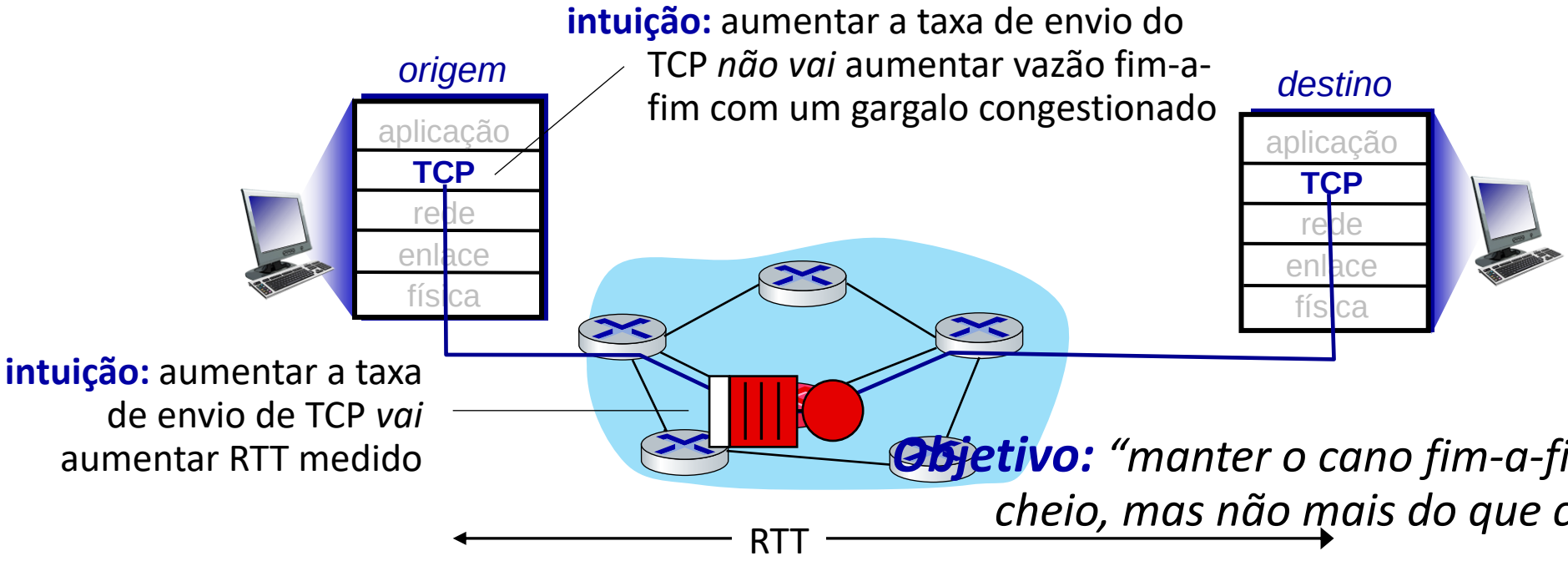
TCP e o “enlace de gargalo” congestionado

- TCP (clássico, CUBIC) aumenta a taxa de envio do TCP até que uma perda de pacote ocorra na saída de algum roteador: o *enlace de gargalo*



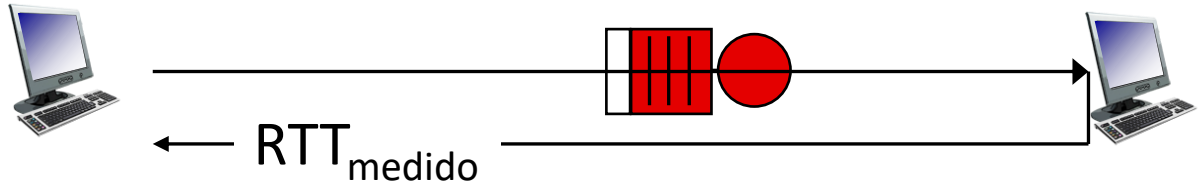
TCP e o “enlace de gargalo” congestionado

- TCP (clássico, CUBIC) aumenta a taxa de envio do TCP até que uma perda de pacote ocorra na saída de algum roteador: o *enlace de gargalo*
- entendendo o congestionamento: é útil focar no enlace de gargalo congestionado



Controle de congestionamento do TCP baseado em atraso

Mantendo o tubo emissor-para-receptor "apenas cheio o suficiente, mas não mais que isso": manter o enlace de gargalo ocupado transmitindo, mas evitar altos atrasos e uso de buffer



$$\text{vazão medida} = \frac{\text{\# bytes enviados no ultimo intervalo de RTT}}{\text{RTT}_{medido}}$$

Abordagem baseada em atraso:

- RTT_{min} - RTT mínimo observado (caminho não congestionado)
- vazão não congestionada quando janela de congestionamento `cwnd` é cwnd/RTT_{min}

```
se vazão medida "muito perto" da vazão sem congestionamento
      aumentar cwnd linearmente          /* pois o caminho não está congestionado */
senão se vazão medida "muito abaixo" da vazão sem congestionamento
      diminuir cwnd linearmente          /* pois o caminho está congestionado */
```

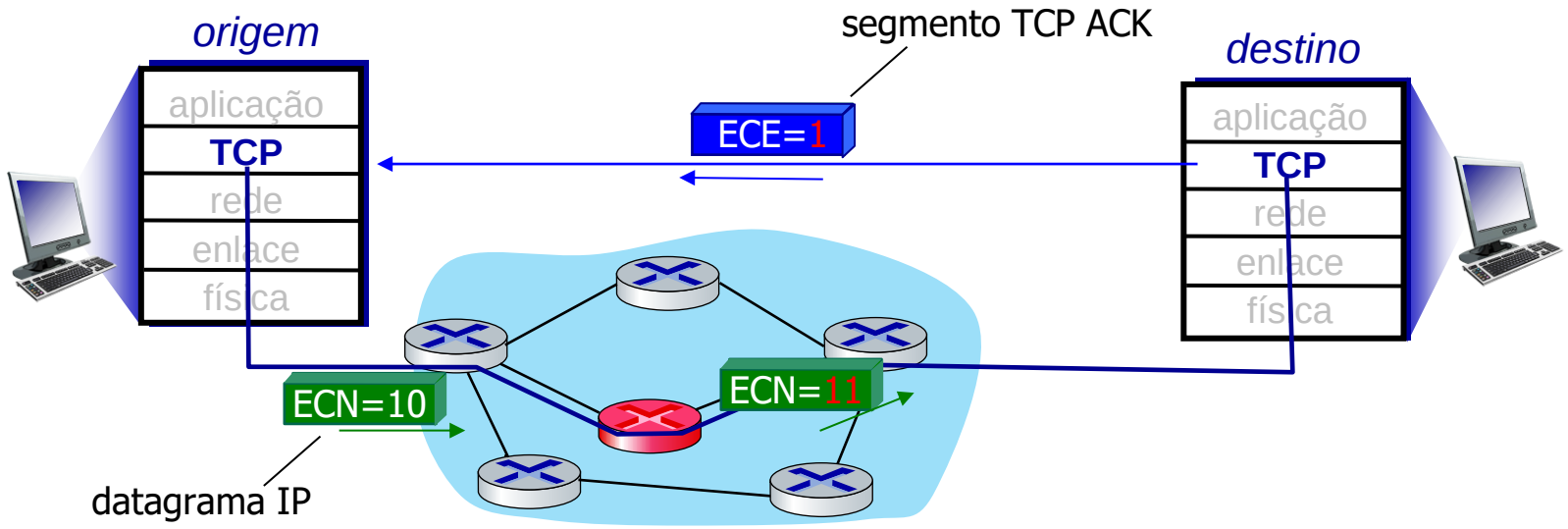
Controle de congestionamento do TCP baseado em atraso

- controle de congestionamento sem induzir/forçar perda
- maximizando vazão (“mantendo o tubo apenas cheio… ”) enquanto mantém o atraso baixo (“…mas não mais do que cheio”)
- uma série de TCPs implantados usam uma abordagem baseada em atraso
  - BBR implantado na rede de backbone (interna) do Google

Notificação Explícita de Congestionamento - Explicit congestion notification (ECN)

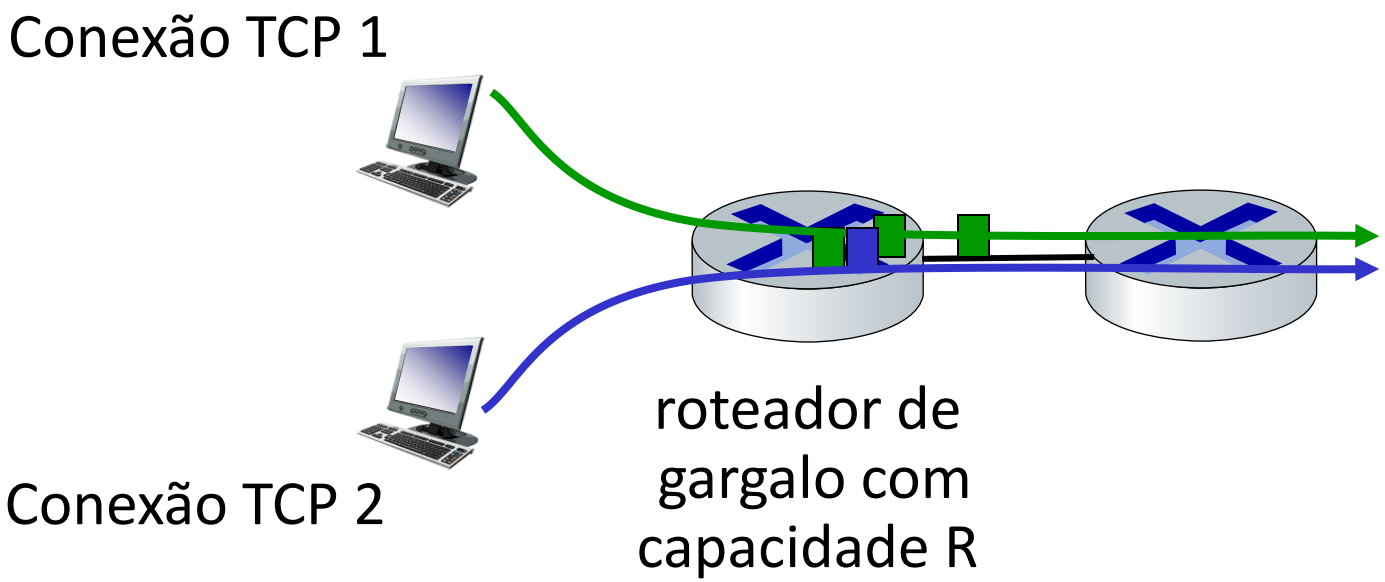
Implantações TCP muitas vezes implementam controle de congestionamento *assistido por rede*:

- dois bits no cabeçalho IP (campo ToS) marcado *por roteador de rede* para indicar congestionamento
  - *política* para determinar a marcação escolhida pelo operador de rede
- indicação de congestionamento levada para o destino
- destino define o bit ECE no segmento ACK para notificar o remetente do congestionamento
- envolve tanto IP (marcação de bit ECN do cabeçalho IP) e TCP (marcação de bits C,E no cabeçalho do TCP)



Equidade do TCP

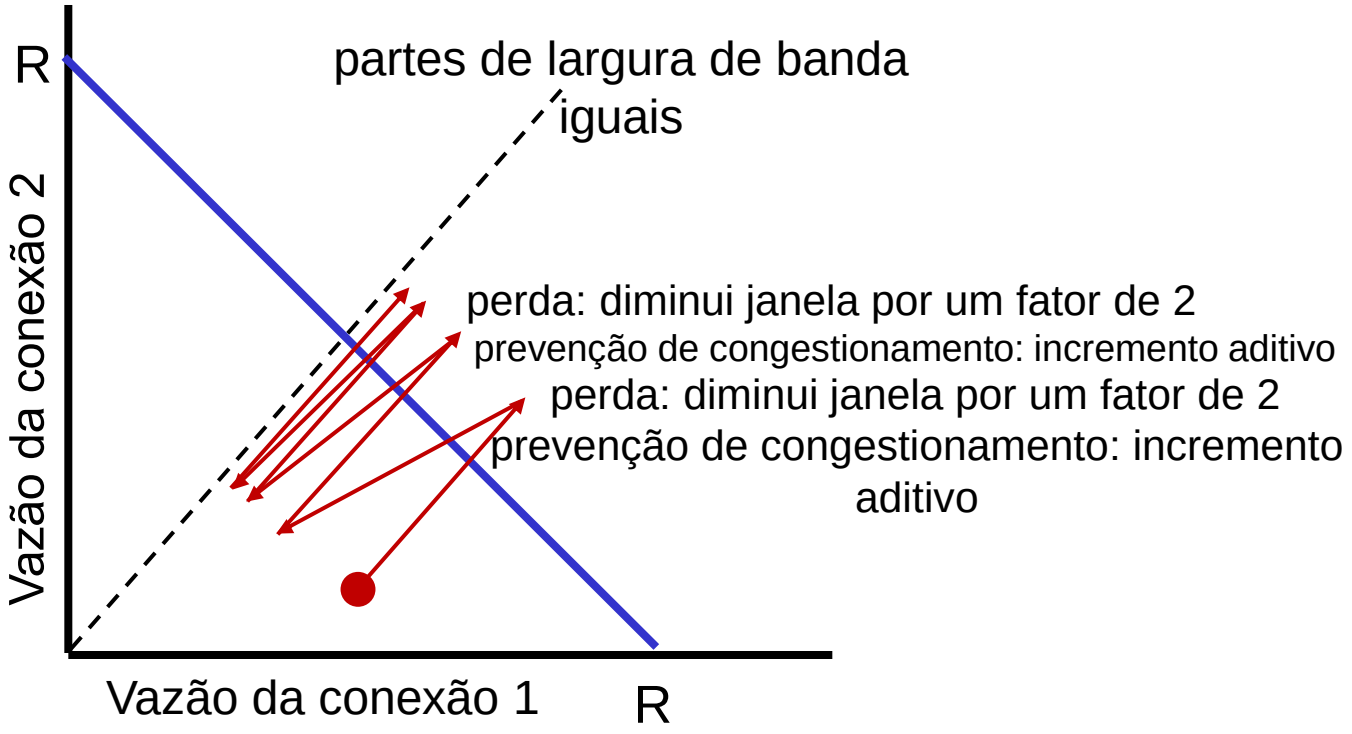
Objetivo de equidade: se *K* sessões TCP compartilham o mesmo enlace de gargalo de largura de banda *R*, cada um deve ter taxa média de *R/K*



Q: o TCP é justo?

Exemplo: duas sessões TCP competindo:

- aumento aditivo dá inclinação de 1, conforme a vazão aumenta
- decremento multiplicativo diminui vazão proporcionalmente



O TCP *é* justo?

R: Sim, sob suposições idealizadas:

- mesmo RTT
- número fixo de sessões apenas para evitar congestionamento

Equidade: todas as aplicações de rede devem ser “justas”?

Equidade e UDP

- aplicações multimídia muitas vezes não usam TCP
  - não querem taxa estrangulada pelo controle de congestionamento
- em vez disso usam UDP:
  - enviam áudio/vídeo em taxa constante, tolerando perda de pacotes
- não há uma “polícia da Internet” policiando o uso do controle de congestionamento

Equidade, conexões TCP paralelas

- aplicação pode abrir *múltiplas* conexões paralelas entre dois hospedeiros
- navegadores fazem isso, ex.: enlace de taxa R com 9 conexões existentes:
  - nova aplicação pede 1 conexão TCP, recebe taxa R/10
  - nova aplicação pede 11 conexões TCP, recebe R/2

Camada de transporte: roteiro

- Serviços da camada de transporte
- Multiplexação e demultiplexação
- Transporte sem conexão: UDP
- Princípios da transferência confiável de dados
- Transporte orientado a conexão: TCP
- Princípios de controle de congestionamentos
- Controle de congestionamento do TCP
- Evolução da funcionalidade da camada de transporte

Funcionalidade em evolução da camada de transporte

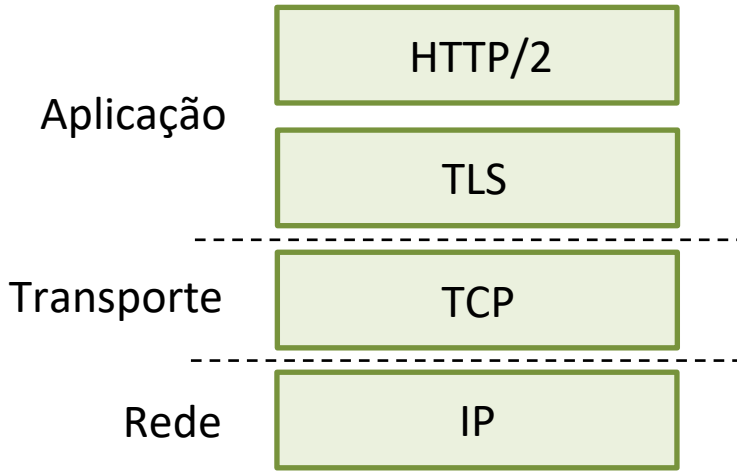
- TCP, UDP: principais protocolos de transporte por 40 anos
- diferentes “sabores” do TCP desenvolvidos para cenários específicos:

Cenário	Desafios
Pipes longos e gordos (grandes transferências de dados)	Muitos pacotes “em voo”; perda fecha o pipeline
Redes sem fio	Perdas devido a enlaces sem fio ruidosos, mobilidade; TCP trata isto como perda por congestionamento
Enlaces de longo atraso	RTTs extremamente longos
Redes de data center	Sensibilidade à latência
Fluxos de tráfego de fundo	Fluxos TCP de baixa prioridade, “de fundo”

- movendo funções da camada de transporte para a camada de aplicação, em cima do UDP
  - HTTP/3: QUIC

QUIC: Quick UDP Internet Connections – Conexões Rápidas de Internet UDP

- protocolo da camada de aplicação, em cima do UDP
  - aumenta o desempenho do HTTP
  - implantado em muitos servidores do Google e aplicativos (Chrome, aplicativo móvel do YouTube)

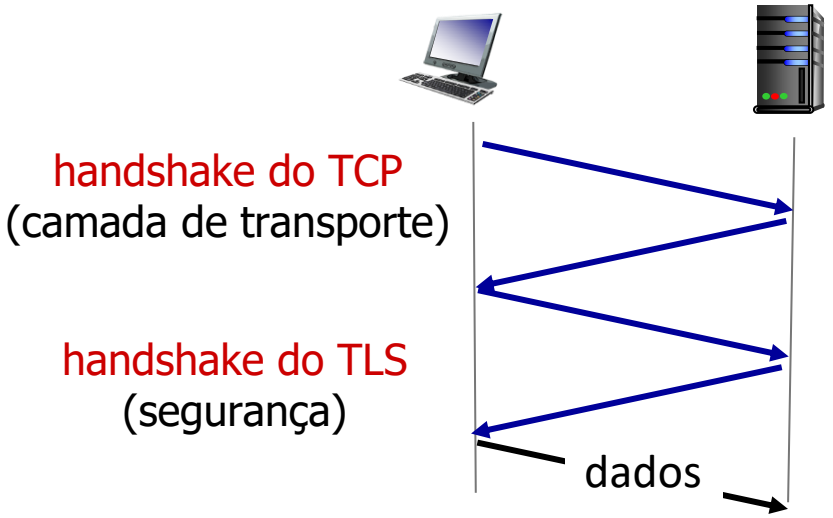


HTTP/2 sobre TCP

QUIC: Quick UDP Internet Connections

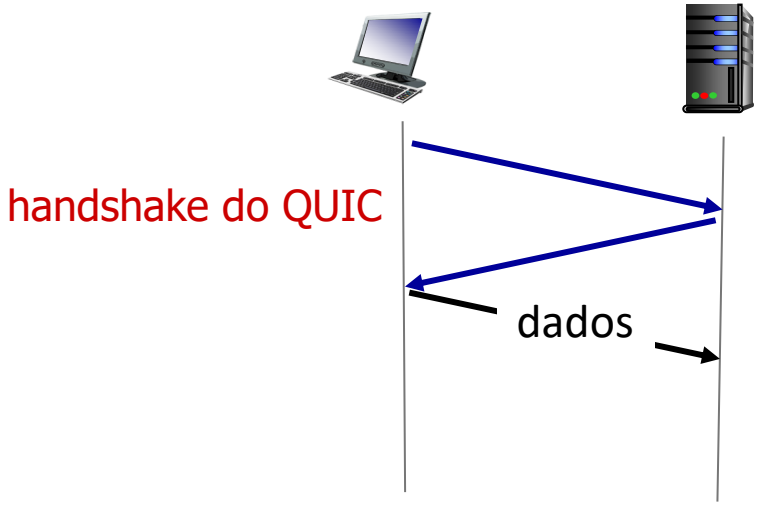
- adota abordagens que estudamos neste capítulo para estabelecimento de conexão, controle de erros, controle de congestionamento
  - **controle de erros e congestionamento:** "Leitores familiarizados com a detecção de perda e controle de congestionamento do TCP encontrarão algoritmos aqui paralelos aos bem conhecidos do TCP." [da especificação do QUIC]
  - **estabelecimento de conexão:** confiabilidade, controle de congestionamento, autenticação, criptografia e estado estabelecidos em um RTT
- múltiplos "fluxos" em nível de aplicação multiplexados sobre uma única conexão QUIC
  - transferência de dados confiável e segurança separados para cada fluxo
  - controle de congestionamento comum para todos os fluxos

QUIC: Estabelecimento de conexão



TCP (confiabilidade, controle de congestionamento) + TLS (autenticação, criptografia)

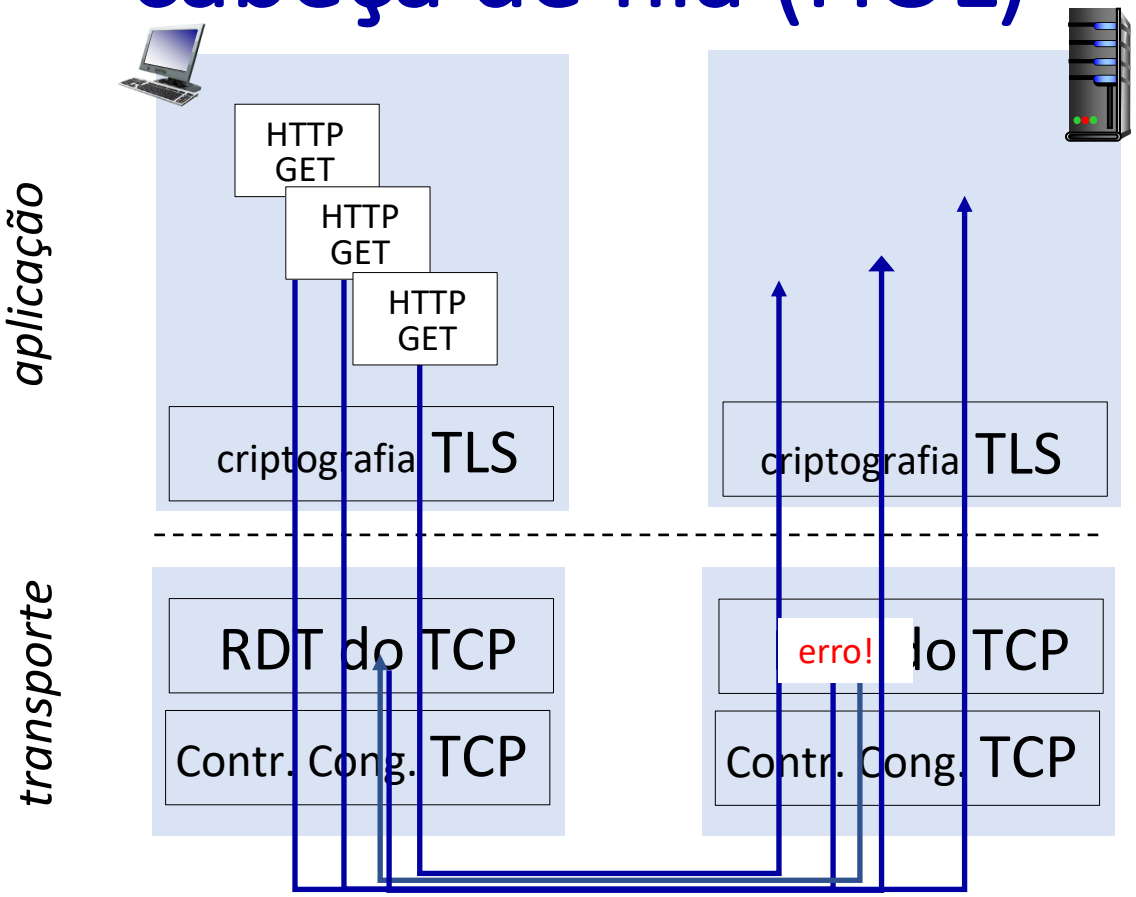
- 2 *handshakes* em série



QUIC: confiabilidade, controle de congestionamento, autenticação, criptografia

- 1 *handshake*

QUIC: fluxos: paralelismo, sem bloqueio de cabeça de fila (HOL)



(a) HTTP 1.1

Capítulo 3: resumo

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

A seguir:

- saindo da "borda" da rede (camadas de aplicação e transporte)
- para o "núcleo" da rede
- dois capítulos de camada de rede:
  - plano de dados
  - plano de controle

Leitura Recomendada e Complementar

- Leitura Recomendada
  - KUROSE, James F. e ROSS, Keith W. Redes de computadores e a Internet: Uma abordagem top-down. 8ª Edição. Bookman, 2021.
    - Capítulo 3 – Camada de Transporte.
  - TANENBAUM, Andrew S., FEAMSTER, Nick e WETHERALL, David. Redes de Computadores. 6ª Edição. São Paulo: Bookman, 2021.
    - Capítulo 6 – A Camada de Transporte.
- Leitura Complementar
  - FOUROUZAN, Behrouz A. e FIROUZ, Mosharraf. Redes de Computadores: uma abordagem top-down. Porto Alegre: AMGH, 2013.
    - Capítulos 11 e 12.
  - TORRES, Gabriel. Redes de Computadores: Curso Completo. Axcel Books, 2001.
    - Capítulo 12 – Nível de Transporte.
  - COMER, Douglas E. Interligação de Redes com TCP/IP. Volume 1: Princípios, protocolos e arquitetura. 6ª Edição. Rio de Janeiro: Elsevier, 2015.
    - Capítulos 30 a 32.