CAP 5. CAMADA DE TRANSPORTE

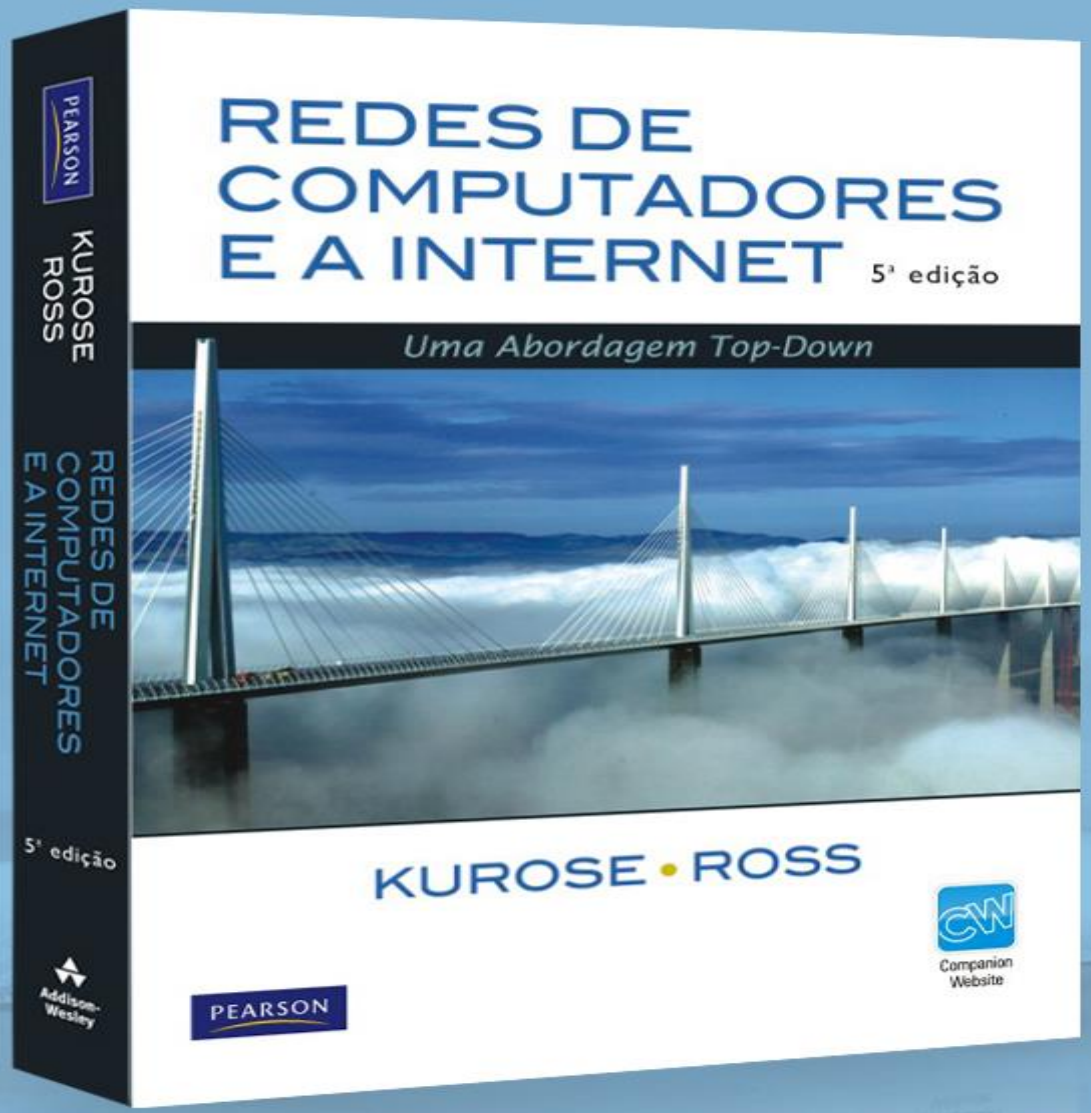
AULA 1: SERVIÇOS DA CAMADA

INE5422 REDES DE COMPUTADORES II

PROF. ROBERTO WILLRICH (INE/UFSC)
ROBERTO.WILLRICH@UFSC.BR

HTTPS://MOODLE.UFSC.BR

Capítulo 3
Camada de Transporte



Nota sobre o uso destes slides ppt:

Estamos disponibilizando estes slides gratuitamente a todos (professores, alunos, leitores). Eles estão em formato do PowerPoint para que você possa incluir, modificar e excluir slides (incluindo este) e o conteúdo do slide, de acordo com suas necessidades. Eles obviamente representam *muito* trabalho da nossa parte. Em retorno pelo uso, pedimos apenas o seguinte:

- Se você usar estes slides (por exemplo, em sala de aula) sem muita alteração, que mencione sua fonte (afinal, gostamos que as pessoas usem nosso livro!).
- Se você postar quaisquer slides sem muita alteração em um site Web, que informe que eles foram adaptados dos (ou talvez idênticos aos) nossos slides, e inclua nossa nota de direito autoral desse material.

Obrigado e divirta-se! JFK/KWR

CAPÍTULO 5: CAMADA DE TRANSPORTE

Metas do capítulo:

- Entender os princípios por trás dos serviços da camada de transporte:
  - multiplexação/demultiplexação
  - transferência confiável de dados
  - controle de fluxo
  - controle de congestionamento

Aprender os protocolos de transporte da Internet:

- Transporte sem conexão: UDP
- Transporte orientado a conexão: TCP
  - transferência confiável
  - controle de fluxo e de congestionamento
  - gerenciamento de conexões

SERVIÇOS DA CAMADA DE TRANSPORTE

Finalidade

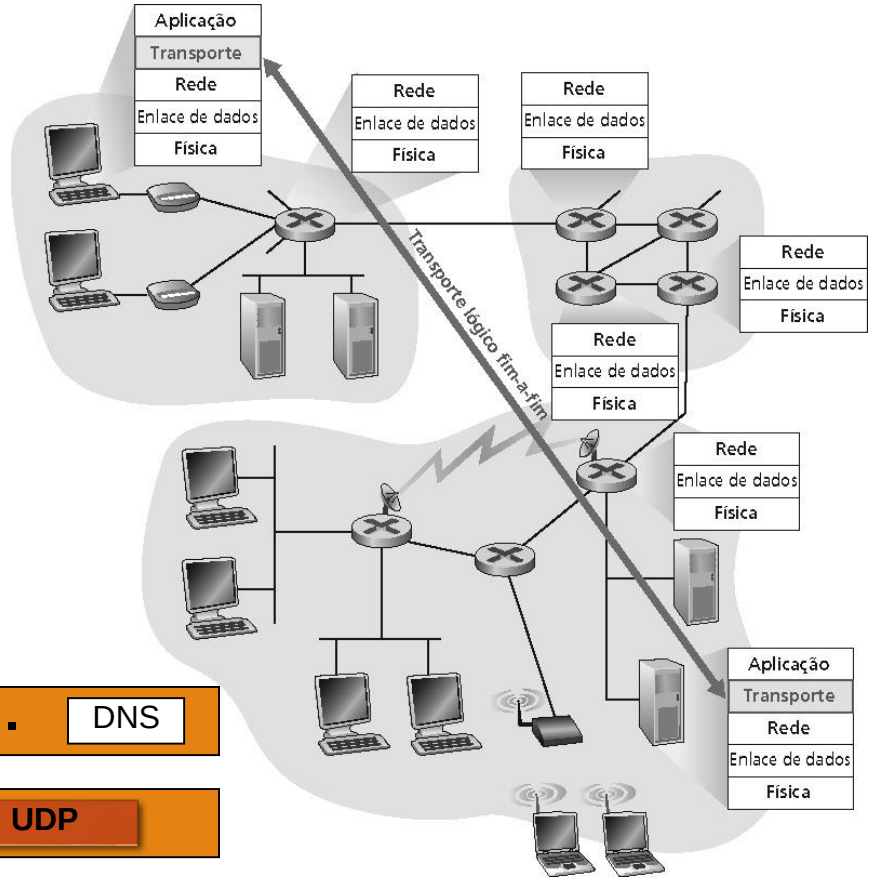
- Fornece comunicação lógica entre processos de aplicação rodando em hosts diferentes

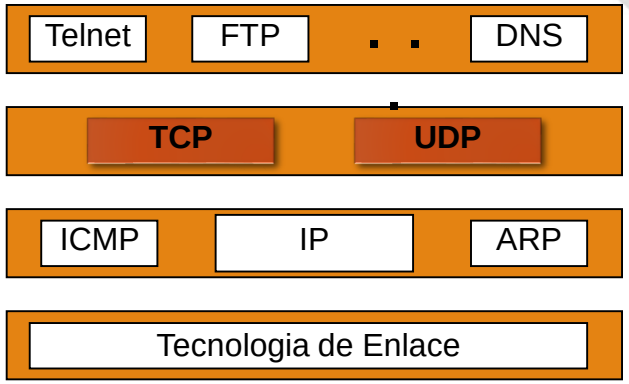
Protocolos de transporte rodam em sistemas finais

- **Lado emissor**: quebra as mensagens da aplicação em segmentos e envia para a camada de rede
- **Lado receptor**: remonta os segmentos em mensagens e passa para a camada de aplicação

Há mais de um protocolo de transporte disponível para as aplicações

- **UDP – User Datagram Protocol**
  - Serviço sem conexão não confiável
- **TCP – Transmission Control Protocol**
  - Serviço confiável e orientado a conexão

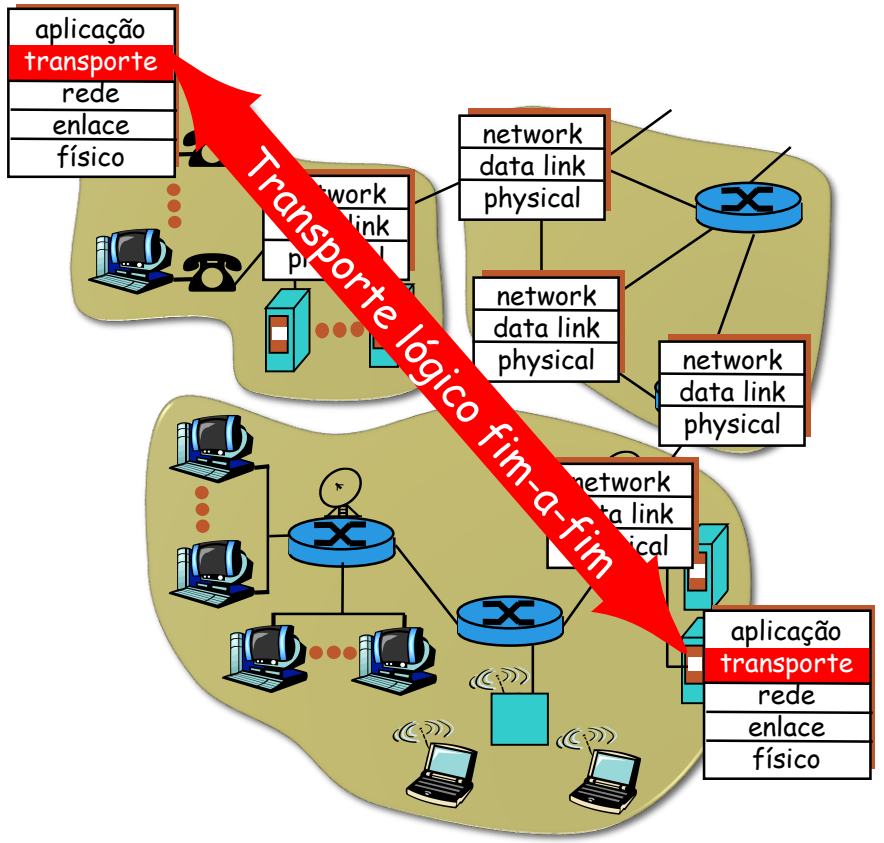




PROTOCOLOS DA CAMADA DE TRANSPORTE

Serviços de transporte da Internet

- **TCP**: Confiável, liberação em ordem unicast
  - Configuração de conexão
  - Sequenciamento de bytes
  - Controle de fluxo e de congestionamento
- **UDP**: Não confiável, liberação fora de ordem unicast ou multicast
- Serviços não disponíveis no TCP e UDP:
  - Tempo-real
  - Garantias de banda
  - Multicast confiável



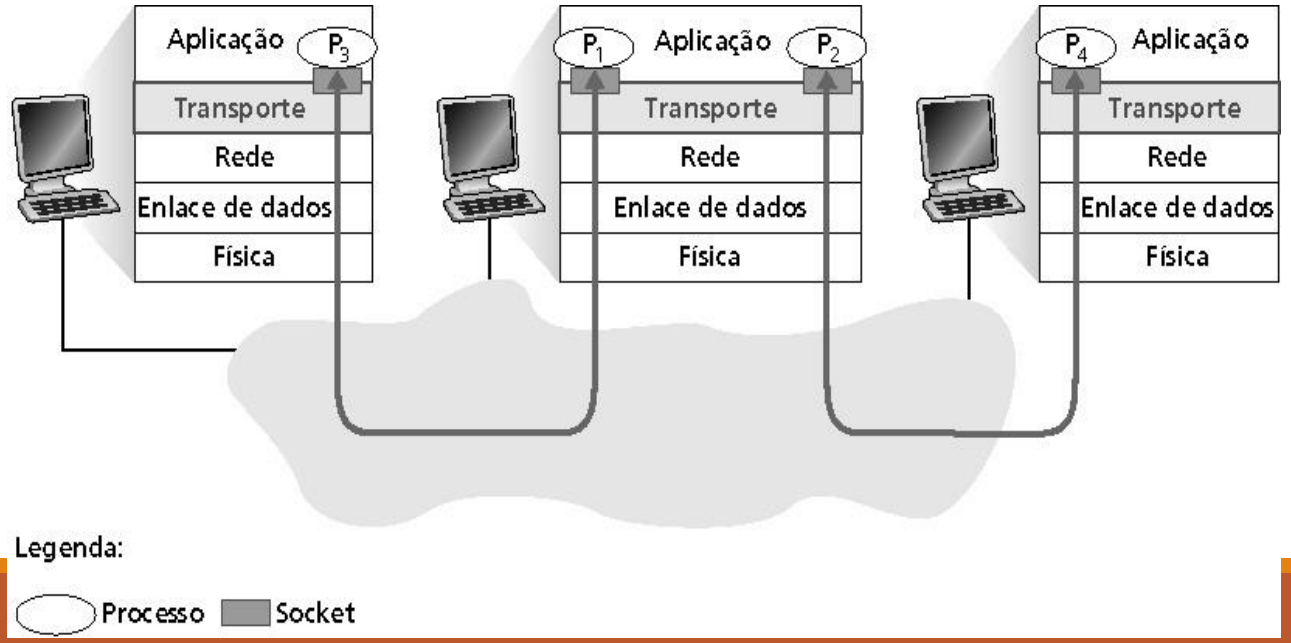
MULTIPLEXAÇÃO/DEMULTIPLEXAÇÃO

Demultiplexação no hospedeiro receptor:

- entrega os segmentos recebidos ao socket correto

Multiplexação no hospedeiro emissor:

- coleta dados de múltiplos sockets, envelopa os dados com cabeçalho (usado depois para demultiplexação)



PORTAS DE PROTOCOLO

Último fonte/destino de/para uma mensagem é uma porta de protocolo

- Um processo envia via/ouve uma porta de protocolo (identificado por um inteiro)
- Muitos sistemas operacionais fornecem acesso síncrono as portas
  - Um processo pode se bloquear aguardando chegada de mensagens na porta
- Em geral, portas são buferizadas
  - Dados chegando antes da operação de leitura de um processo é colocada em uma fila (finita)

Para se comunicar com uma porta, um emissor necessita conhecer o Endereço IP e a Porta do processo receptor

- Combinação de endereço IP e porta é chamado de socket

NÚMERO DE PORTAS EM TRÊS GRUPOS

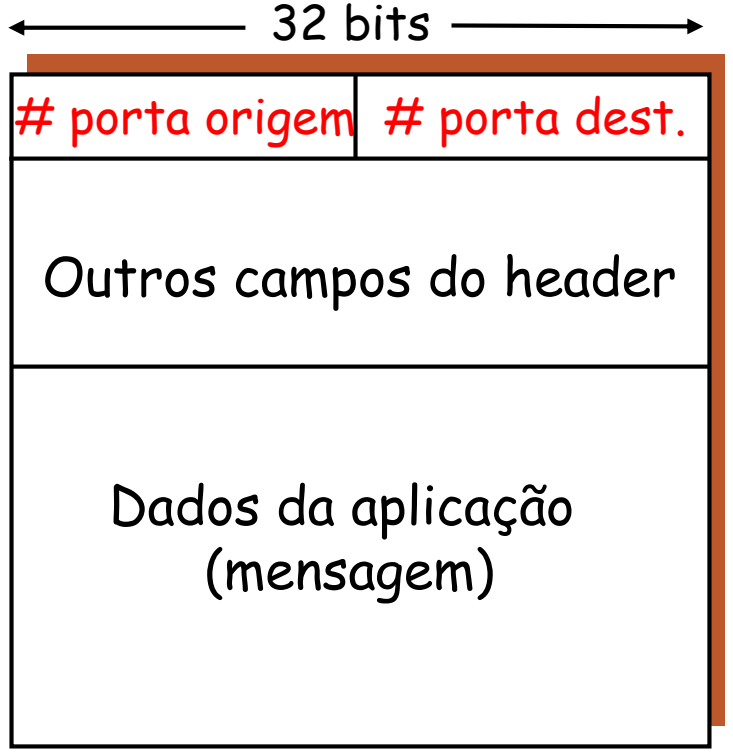
Faixa	Propósito
1 .. 1023	Portas bem conhecidas são atribuídas pela Internet Assigned Numbers Authority (IANA)
1024 .. 49151	Portas registradas
49152 .. 65535	Portas dinâmicas

- Servidores são normalmente conhecidos por portas bem conhecidas (por exemplo, 80 para HTTP)
- Portas dinâmicas podem ser usados por qualquer processos (normalmente usados por processos clientes)

MULTIPLEXAÇÃO/DEMULTIPLEXAÇÃO

Baseado no número da porta do emissor e receptor, e endereços IP

- Números de portas origem e destino em cada segmento (16 bits: 0..65535)
- lembrete: número de portas bem conhecidas para aplicações específicas (0..1024)



Formato do segmento TCP/UDP

DEMULTIPLEXAÇÃO NÃO ORIENTADA À CONEXÃO

Cria sockets com números de porta:

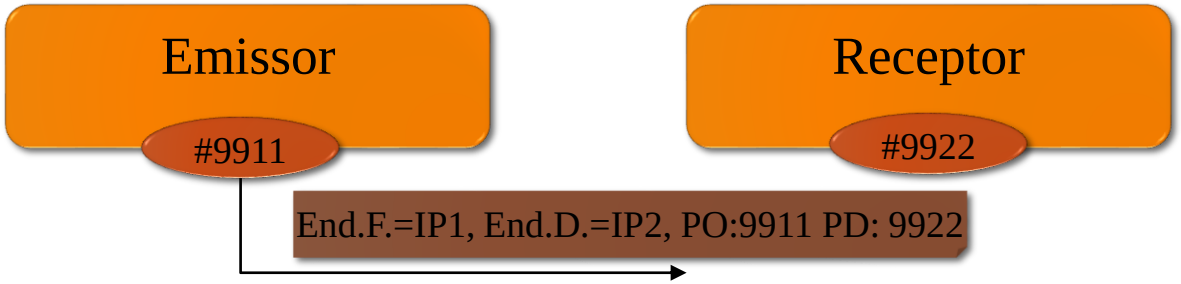
- Emissor: `mySocket1 = socket.socket(socket.AF_INET, SOCK_DGRAM)`
  `mySocket1.bind((IP1, 9911))`
- Receptor: `mySocket2 = socket.socket(socket.AF_INET, SOCK_DGRAM)`
  `mySocket2.bind((IP2, 9922))`

Socket UDP identificado pela porta que ele utiliza. No envio:

- `dest = (HOST, PORT) # Destino da mensagem`
- `mySocket1.sendto(message, dest)`

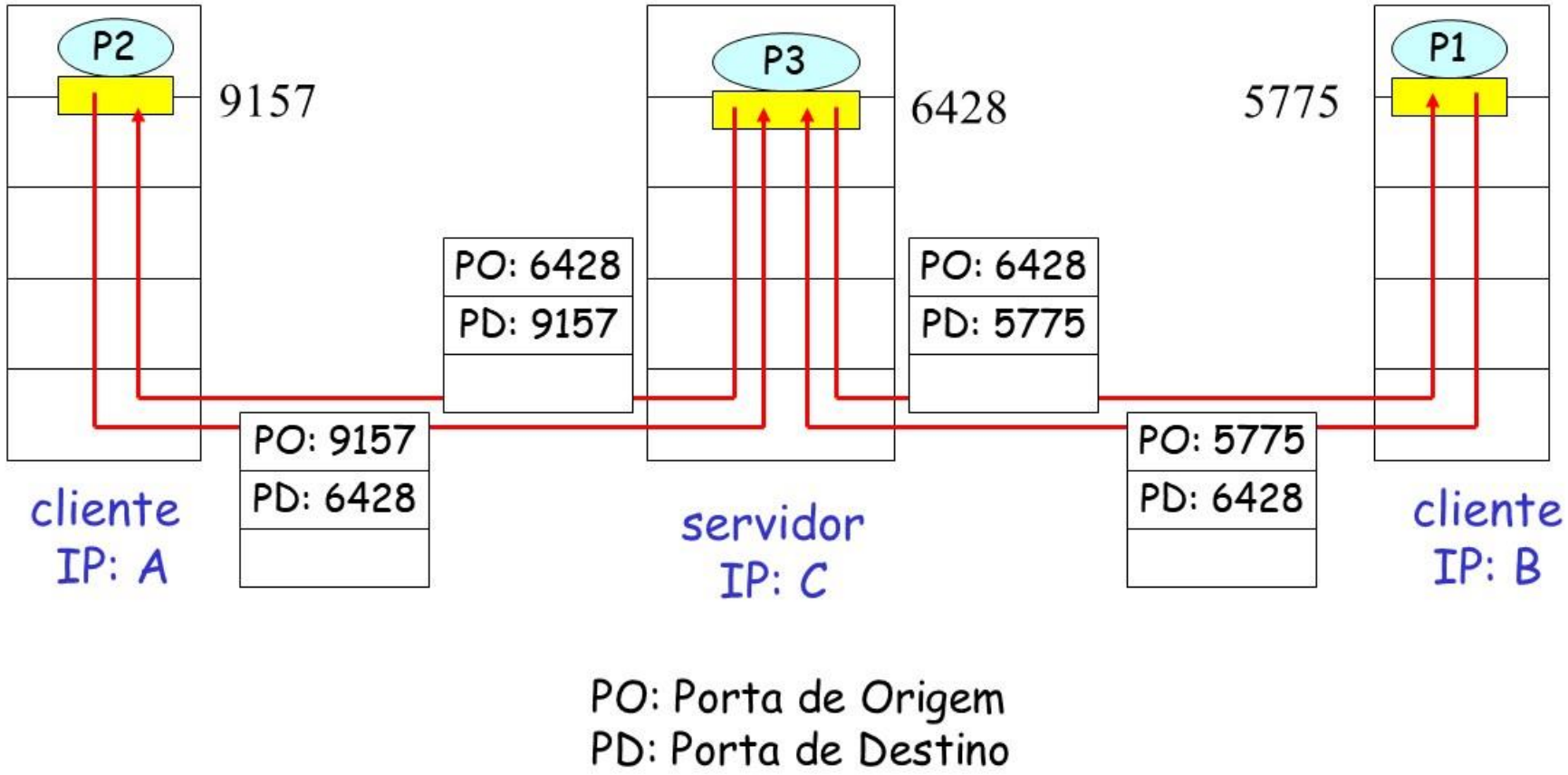
Na recepção o hospedeiro:

- Verifica o número da porta de destino no segmento
- Direciona o segmento UDP para o socket com este número de porta



DEMULTIPLEXAÇÃO NÃO ORIENTADA À CONEXÃO

```
mySocket3 = socket.socket(socket.AF_INET, SOCK_DGRAM)
mySocket3.bind((IPc, 6428))
```



PO: Porta de Origem
PD: Porta de Destino

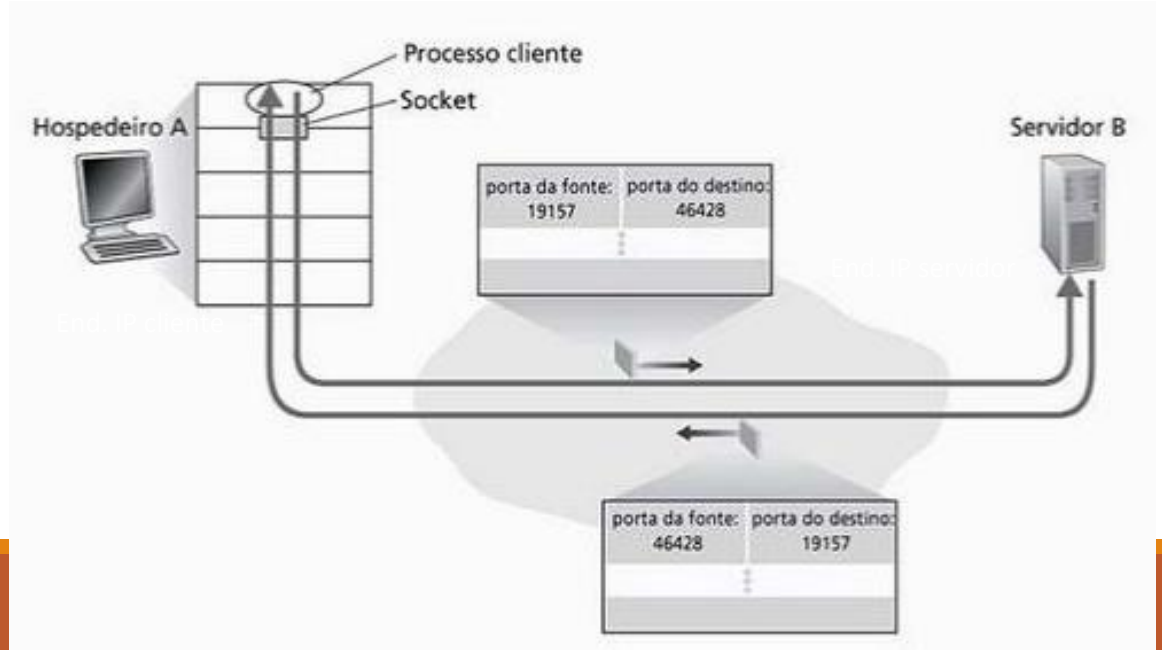
DEMUX ORIENTADA À CONEXÃO

No servidor (servidor.com.br) é instanciado um ServerSocket:

- `welcomeSocket=socket.socket(socket.AF_INET, socket.SOCK_STREAM)`
- `welcomeSocket.bind((“servidor.com.br”, 46428))`
- `welcomeSocket.listen()`
- `conn, addr = s.accept()`

No cliente se comunicando com servidor:

- `clientSocket= socket.socket(socket.AF_INET, socket.SOCK_STREAM)`
- `clientSocket.connect((HOST, PORT))`

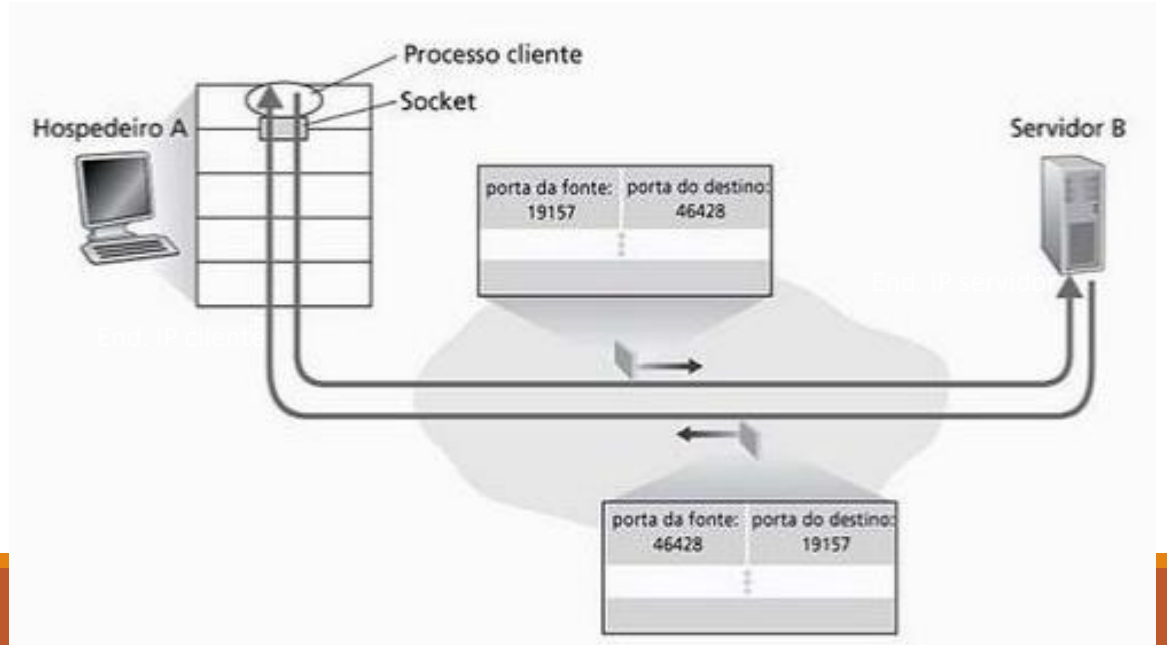


DEMUX ORIENTADA À CONEXÃO

Socket de conexão

- Instanciado no estabelecimento da conexão, é identificado por 4 valores: (End. IP de origem, End. porta de origem, Endereço IP de destino, End. porta de destino)
- Hospedeiro receptor usa os quatro valores para direcionar o segmento ao socket apropriado

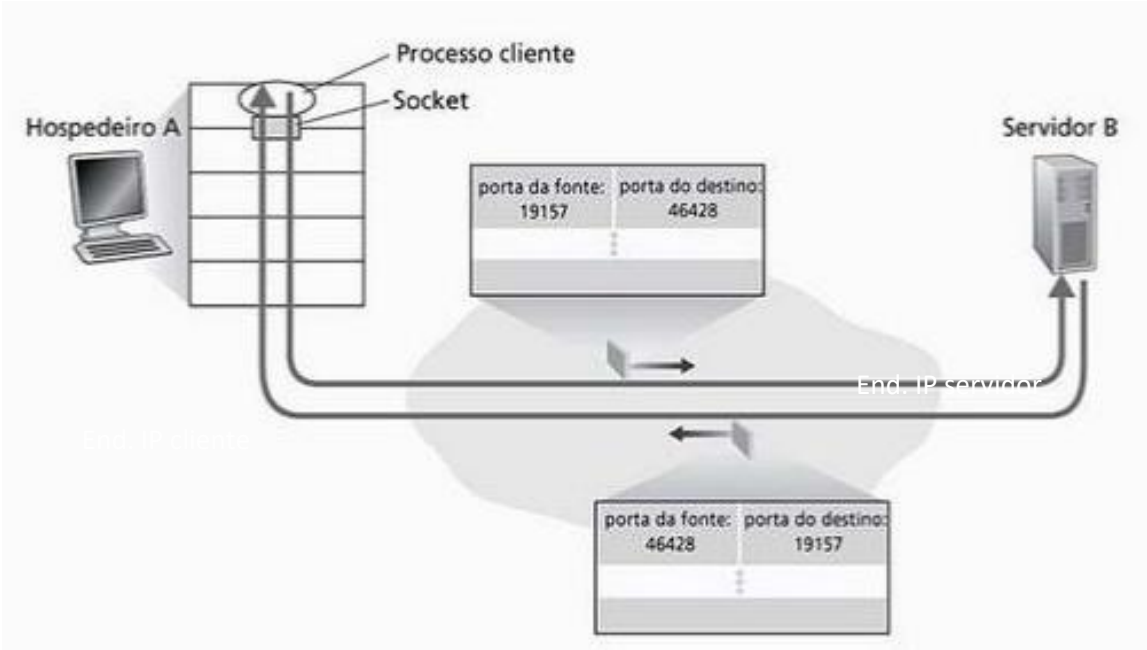
```
TCP    150.162.59.211:64347   162.125.34.129:https   ESTABLISHED     3020
```



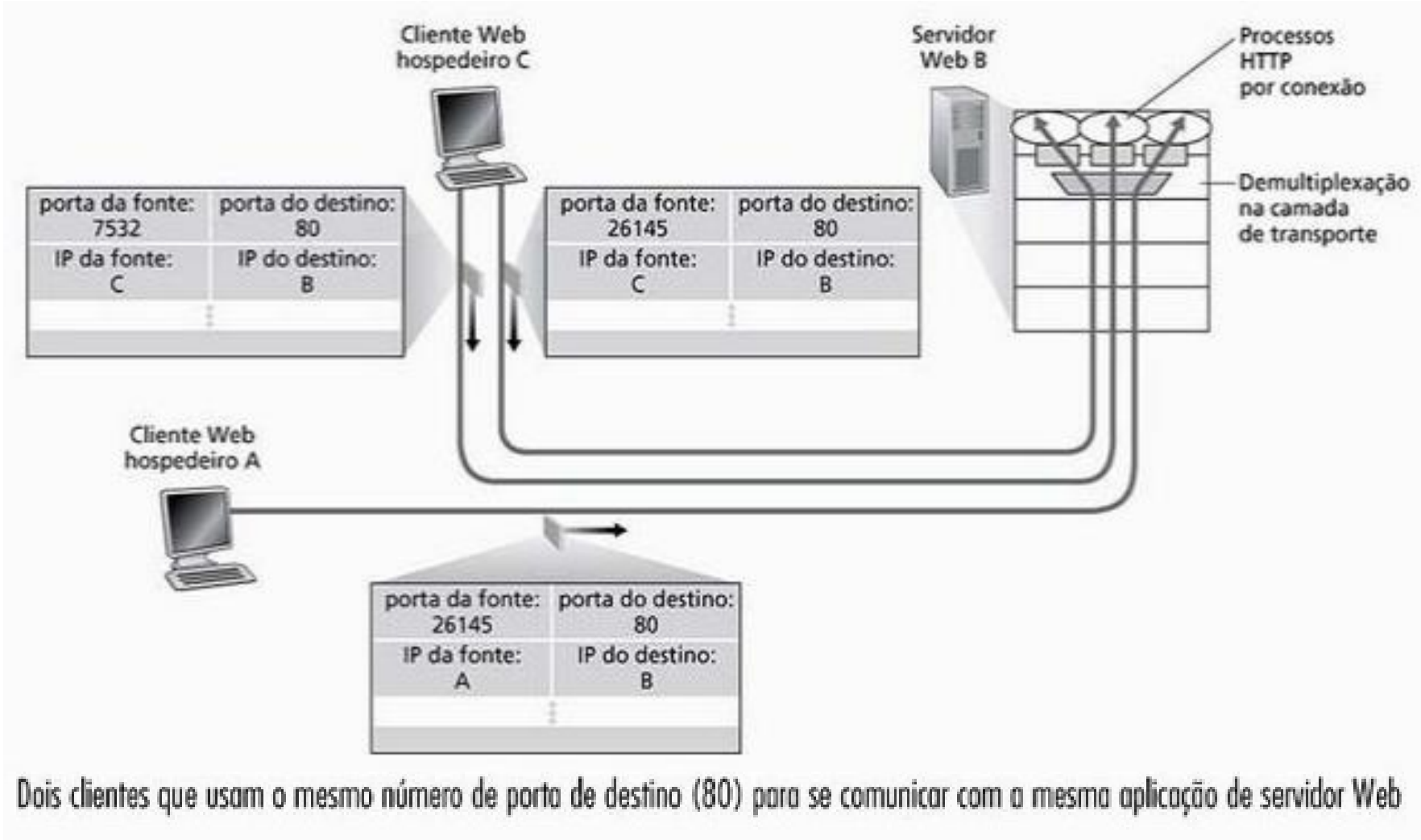
DEMUX ORIENTADA À CONEXÃO

Hospedeiro servidor pode suportar vários sockets TCP simultâneos:

- Cada socket de conexão é identificado pelos seus próprios 4 valores: Endereço Origem, Porta Origem, Endereço Destino, Porta Destino
- Servidores Web possuem sockets diferentes para cada cliente conectado



DEMUX ORIENTADA À CONEXÃO



Dois clientes que usam o mesmo número de porta de destino (80) para se comunicar com a mesma aplicação de servidor Web

CAP 5. CAMADA DE TRANSPORTE

AULA 2: PROTOCOLO UDP

INE5422 REDES DE COMPUTADORES II
PROF. ROBERTO WILLRICH (INE/UFSC)
ROBERTO.WILLRICH@UFSC.BR
HTTPS://MOODLE.UFSC.BR

UDP: USER DATAGRAM PROTOCOL [RFC 768]

Protocolo de transporte mínimo, “sem frescura”

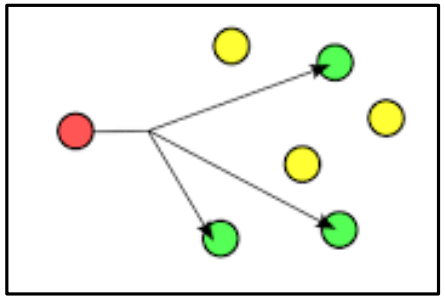
- Sem conexão:
  - não há “setup” UDP entre remetente e receptor
  - tratamento independente de cada datagrama UDP pela rede
- Oferecendo basicamente multiplexação/demultiplexação

Serviço “melhor esforço”

- Não garante taxa, atraso e taxa de perdas de pacotes
- Pacotes podem ser entregues à aplicação fora de ordem do envio

Permite transmissão em multicast

- Pacote pode ser enviado para um grupo de destinos



PROTOCOLO UDP

Por quê existe um UDP?

- Elimina estabelecimento de conexão (o que pode causar retardo)
- É um protocolo simples, não se mantém “estado” da conexão no remetente/receptor
  - Latência menor e uso menor de memória
- Usa mais eficientemente a banda da rede
  - Cabeçalho por segmento é menor
  - Sem controle de congestionamento: permite usar a banda de maneira mais eficiente
  - Mas pode provocar taxa de perdas altas
- Muito usado para aplicações multimídia de streaming
  - Tolerantes a perda e Sensíveis a taxa
- Outras aplicações que usam UDP
  - DNS, NFS, SNMP e Protocolo de roteamento (RIP)
- Transferência confiável sobre UDP:
  - adicionar confiabilidade na camada de aplicação para recobrimento de erro específico de aplicação

PROTOCOLO UDP

Formato do Datagrama UDP

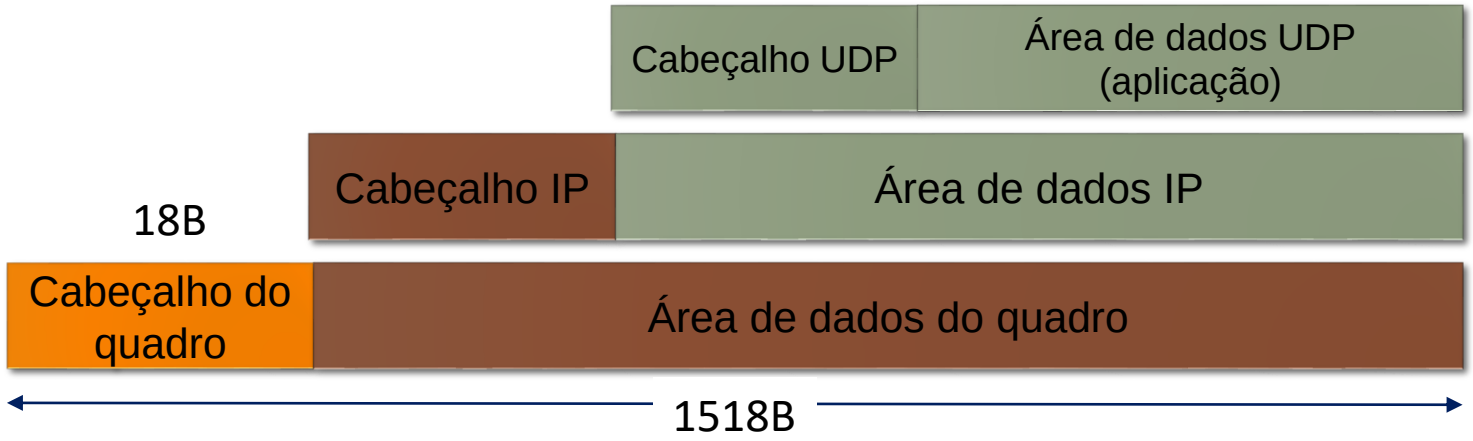
Onde:

- **Porta Origem e Porta Destino** identificam o processo de aplicação que está enviando dados e o processo de aplicação que irá receber os dados.
- **Tamanho** é representa o tamanho total do frame UDP
- **Checksum** é calculado usando o header UDP e também a área de dados, e destina-se a verificação de erros de transmissão.

TAMANHO MÁXIMO DO DATAGRAMA UDP

Teoricamente o tamanho máximo é de 64KB

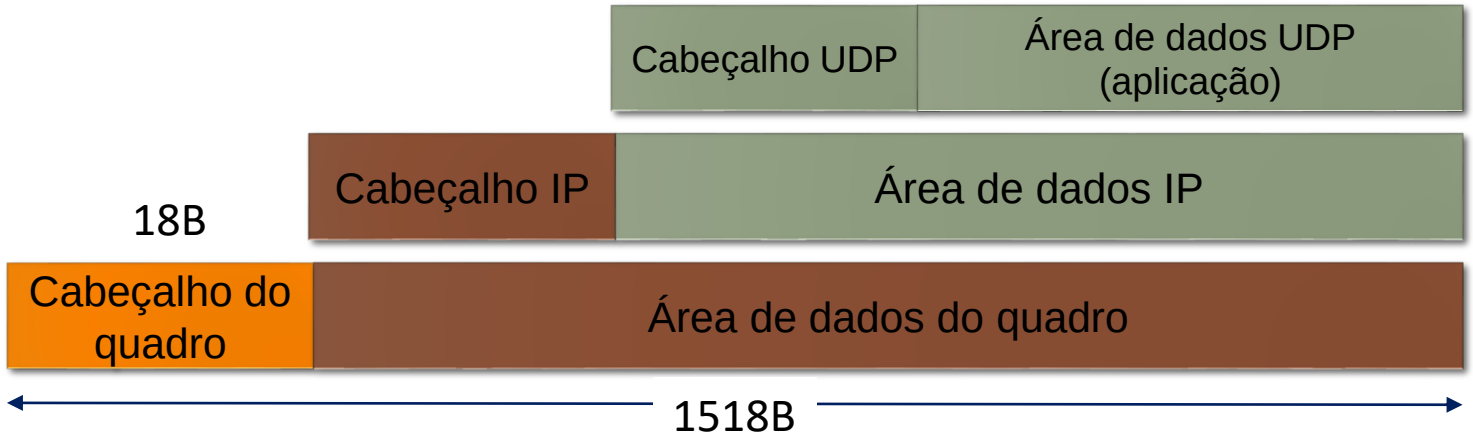
- Porque o campo tamanho é de 16 bits (2^{16} valores)
- Deve-se considerar que no IP o tamanho também é de 16 bits, e estão sendo calculado
  - Cabeçalho UDP (8 bytes)
  - Tamanho do Cabeçalho IP (20 bytes)
- Assim, o tamanho máximo é de 65507 bytes
- Mas geralmente evita-se fragmentação do pacote UDP na fonte, assim o tamanho do quadro (camada 2) limita o tamanho do pacote UDP



TAMANHO MÁXIMO DO DATAGRAMA UDP

Ethernet 802.3

- Tamanho do payload do Ethernet é 1500 bytes
- Cabeçalho IP = 20B, Cabeçalho UDP= 8B
- Tamanho máximo de dados para não ocorrer fragmentação é 1500-28=1472B



CHECKSUM UDP

Meta: detectar erros no segmento transmitido

Emissor:

- Trata conteúdo do segmento como uma sequência de inteiros de 16 bits
- checksum: adição do conteúdo do segmento
  - Resultado é complementado de 1
- Coloca o valor checksum no campo UDP checksum

Receptor:

- Soma toda a sequência (incluindo checksum)
- Checa se checksum calculada é igual ao valor FFFFh:
  - NÃO – erro detectado
  - SIM – nenhum erro detectado.

CHECKSUM UDP

Exemplo numérico

- Transmissor calcula:
  - 100110100101011 0 + 0000101110001110 + 0000110111001100 = 1011001110110000
  - Complemento de 1: 1011001110110000 => 0100110001001111
  - Se for tudo 0000h, checksum será ffffh
- Receptor calcula:
  - 100110100101011 0 + 0000101110001110 + 0000110111001100 + 0100110001001111 = 1111111111111111
  - Se não for FFFFh, há um erro!

Checksum no UDP é opcional

- Campo de checksum = 0, não executa verificação
- Campo de checksum <> 0, executa verificação

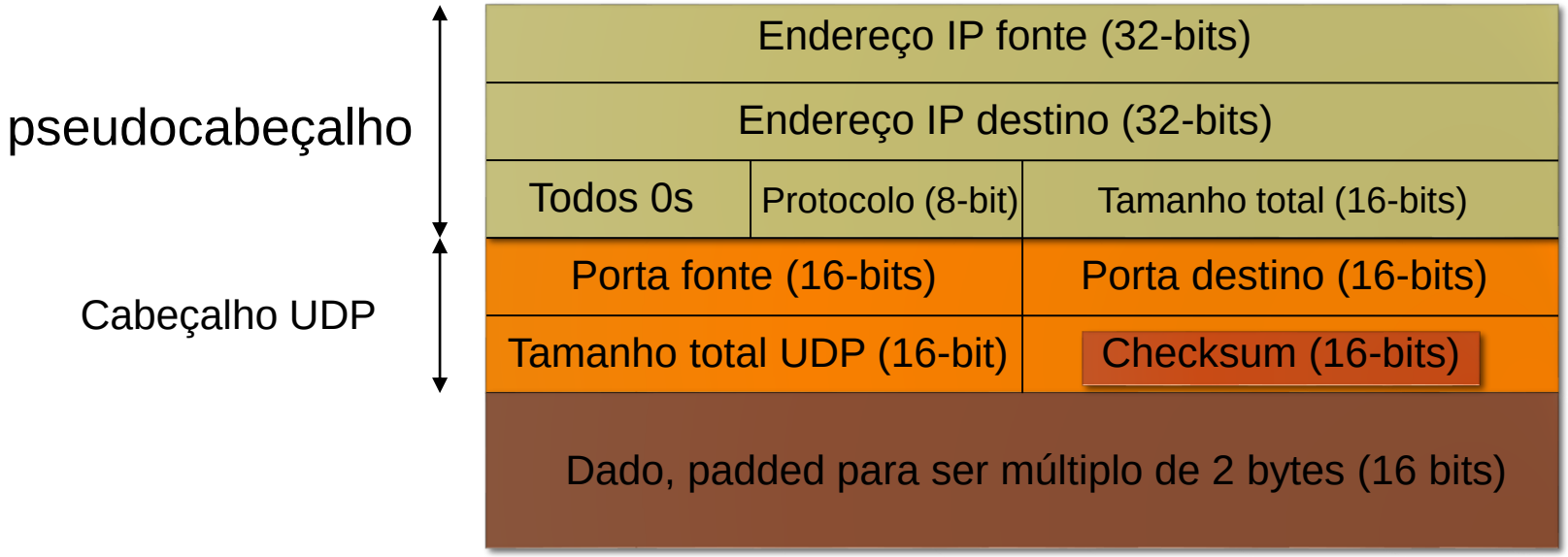
UDP CHECKSUM E PSEUDOCABEÇALHO

UDP checksum cobre

- Dado da aplicação, cabeçalho UDP, um pseudocabeçalho

Propósito de incluir o pseudo-cabeçalho:

- Checar se o pacote chegou no destino correto
- Checar se o IP entregou para o protocolo correto (UDP/TCP)



CAP 5. CAMADA DE TRANSPORTE

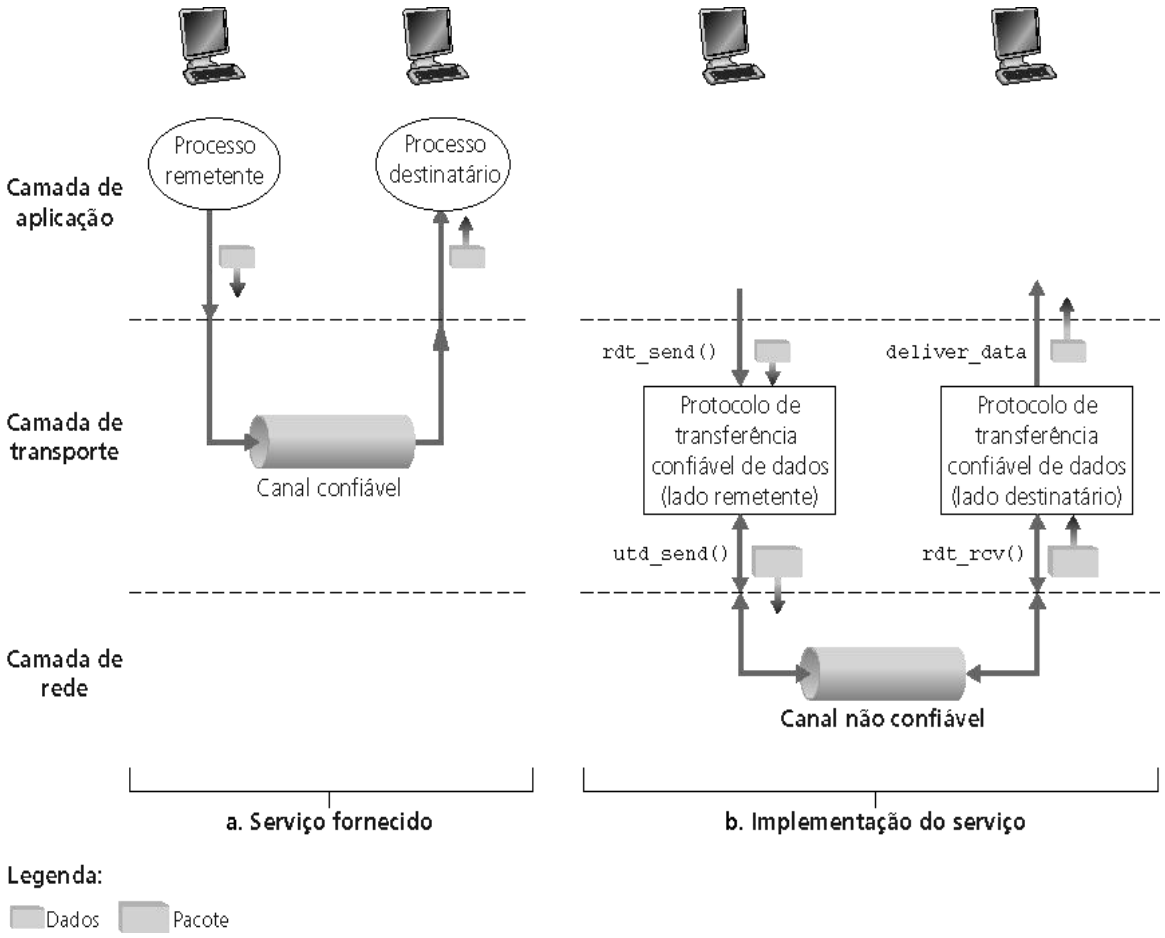
AULA 3: PRINCÍPIOS DE TRANSFERÊNCIA CONFIÁVEL DE DADOS

INE5422 REDES DE COMPUTADORES II
PROF. ROBERTO WILLRICH (INE/UFSC)
ROBERTO.WILLRICH@UFSC.BR
HTTPS://MOODLE.UFSC.BR

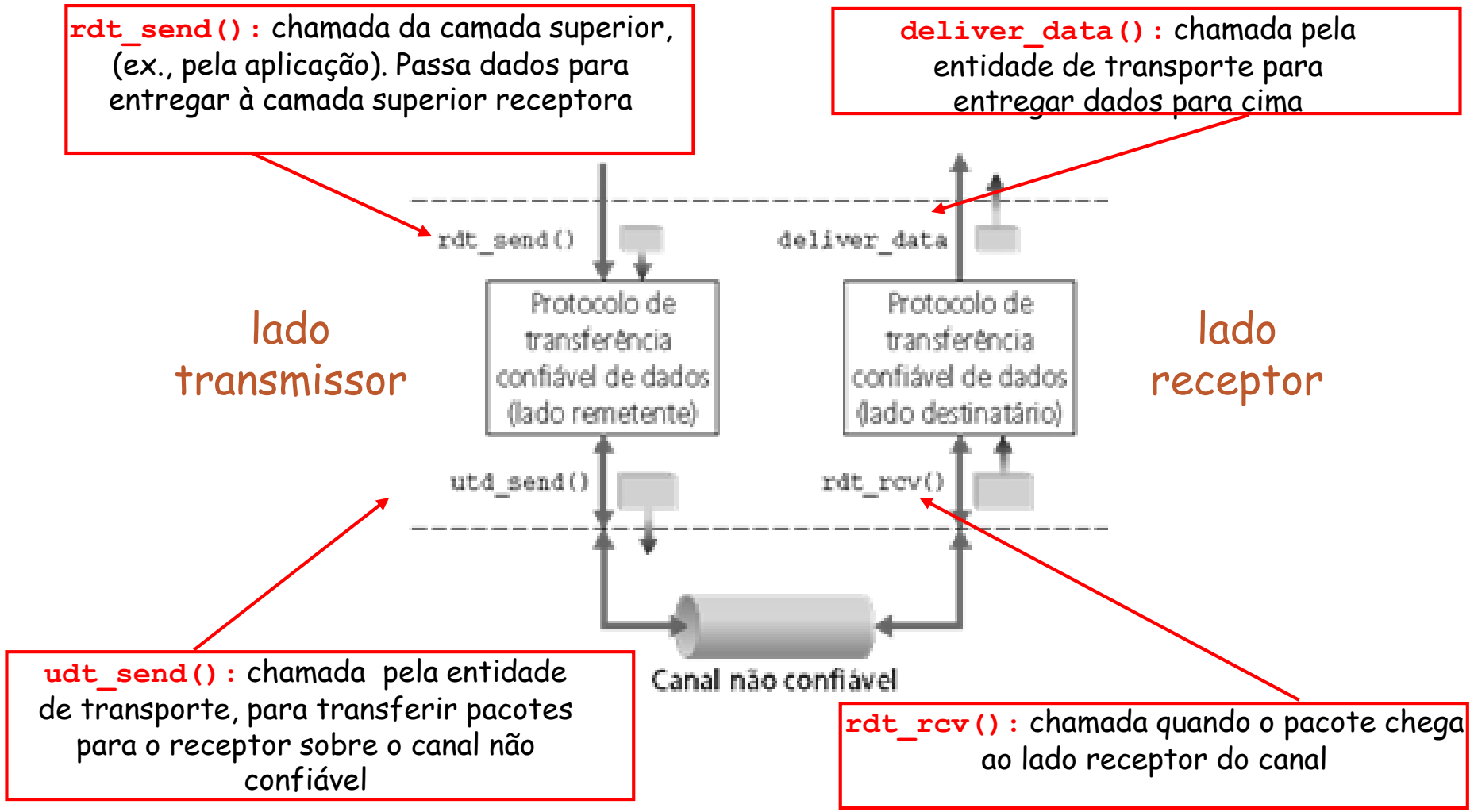
TEMA ABORDADO NA AULA

Princípios de transferência confiável de dados

- Importante nas camadas de aplicação, transporte e enlace
- Top 10 na lista dos tópicos mais importantes de redes!
- Características dos canais não confiáveis determinarão a complexidade dos protocolos confiáveis de transferência de dados



TRANSFERÊNCIA CONFIÁVEL: O PONTO DE PARTIDA

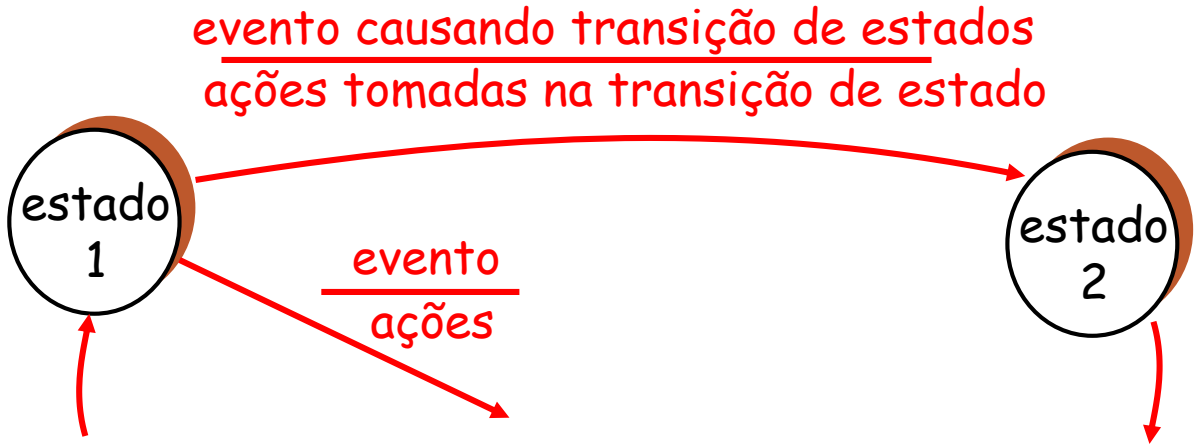


TRANSFERÊNCIA CONFIÁVEL: O PONTO DE PARTIDA

Estudo incremental de mecanismos para prover confiabilidade na transmissão de dados:

- Veremos algumas versões de um protocolo confiável (rdt)
- Consideraremos apenas transferências de dados unidirecionais
  - Mas informação de controle deve fluir em ambas as direções!
- Usaremos máquinas de estados finitos (FSM) para especificar o protocolo transmissor e o receptor

estado: quando neste "estado" o próximo estado fica unicamente determinado pelo próximo evento



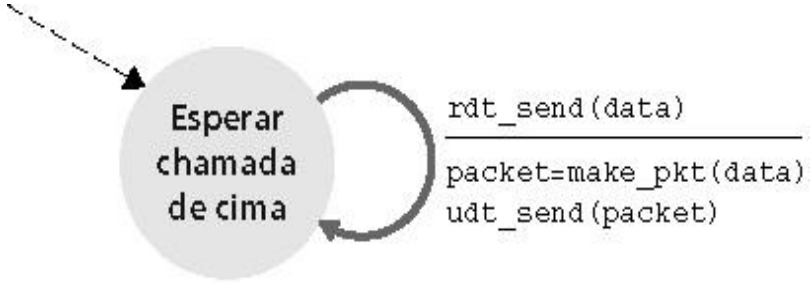
RDT1.0: TRANSFERÊNCIA CONFIÁVEL SOBRE CANAIS CONFIÁVEIS

Canal de transmissão perfeitamente confiável

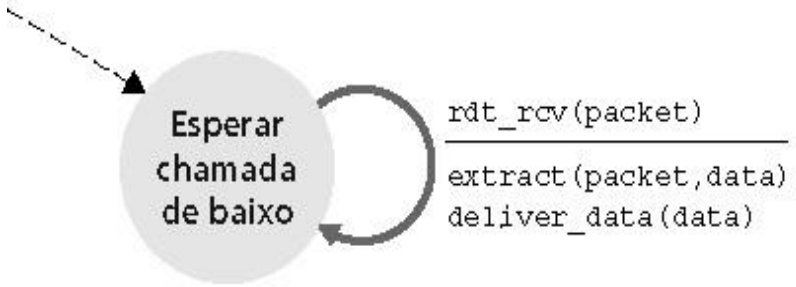
- Não há erros de bits
- Não há perdas de pacotes
- Seria o serviço ofecido pelo TCP aos protocolos de aplicação (p.e., HTTP)

FSMs separadas para transmissor e receptor:

- Transmissor envia dados para o 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 BIT

Canal subjacente pode trocar valores dos bits num pacote

- Mecanismos de segurança: Checksum para detectar erros de bits

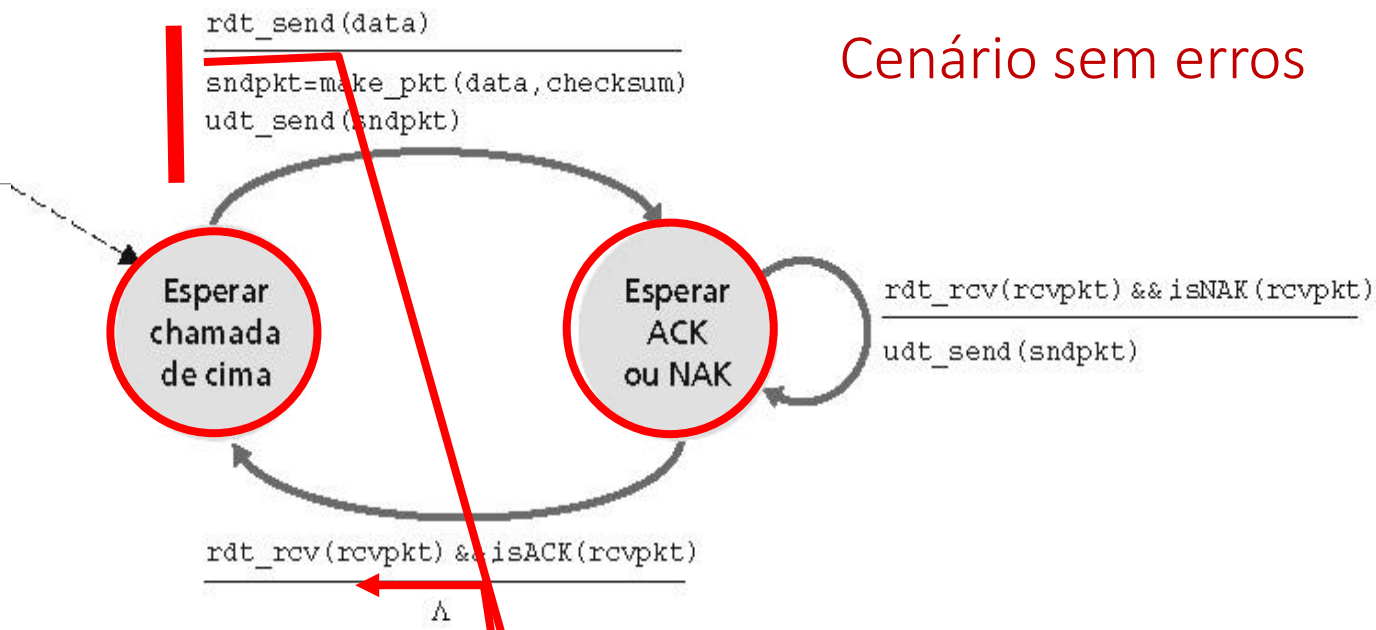
A questão: como recuperar esses erros?

- Reconhecimentos (ACKs): receptor avisa explicitamente ao transmissor que o pacote foi recebido corretamente
- Reconhecimentos negativos (NAKs): receptor avisa explicitamente ao transmissor que o pacote tem erros
- Transmissor reenvia o pacote quando da recepção de um NAK

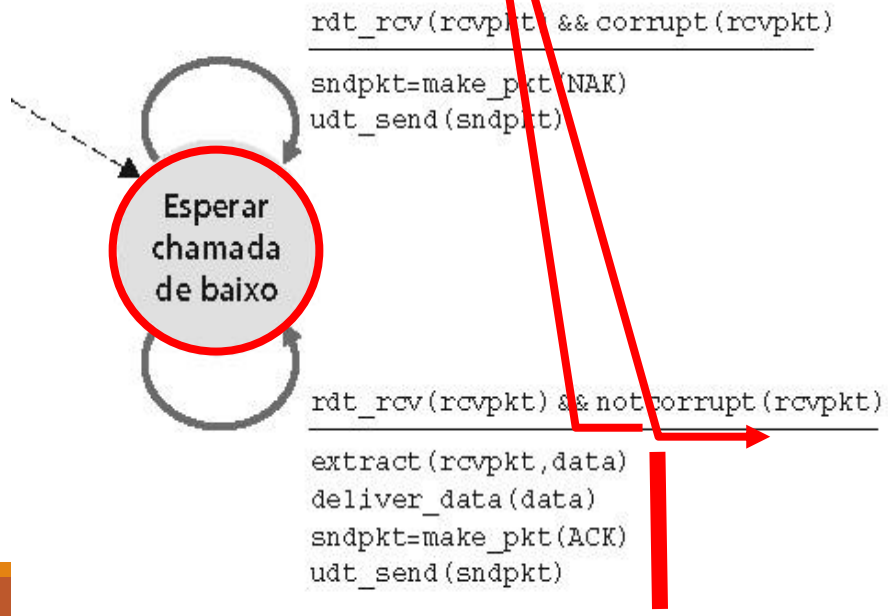
Novos mecanismos no rdt2.0 (além do rdt1.0):

- Detecção de erros
- Retorno do receptor: mensagens de controle (ACK, NAK) rcvr->sender

Cenário sem erros

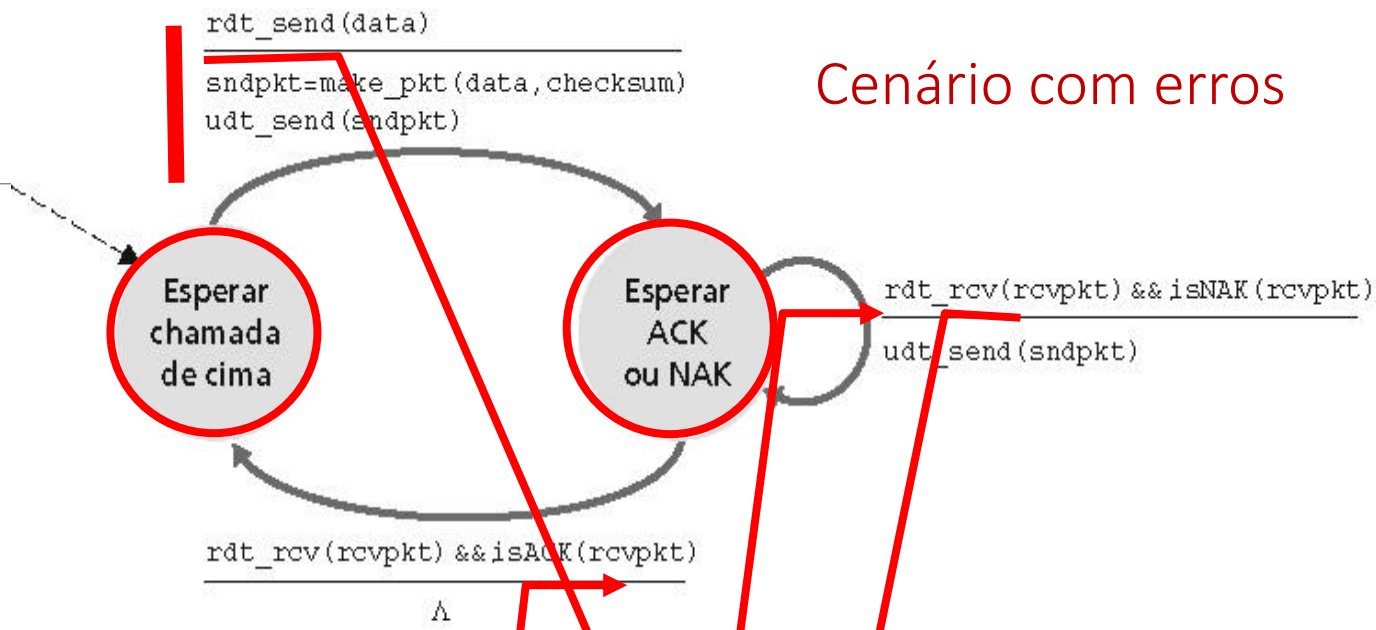


a. rdt2.0: lado remetente



b. rdt2.0: lado destinatário

Cenário com erros



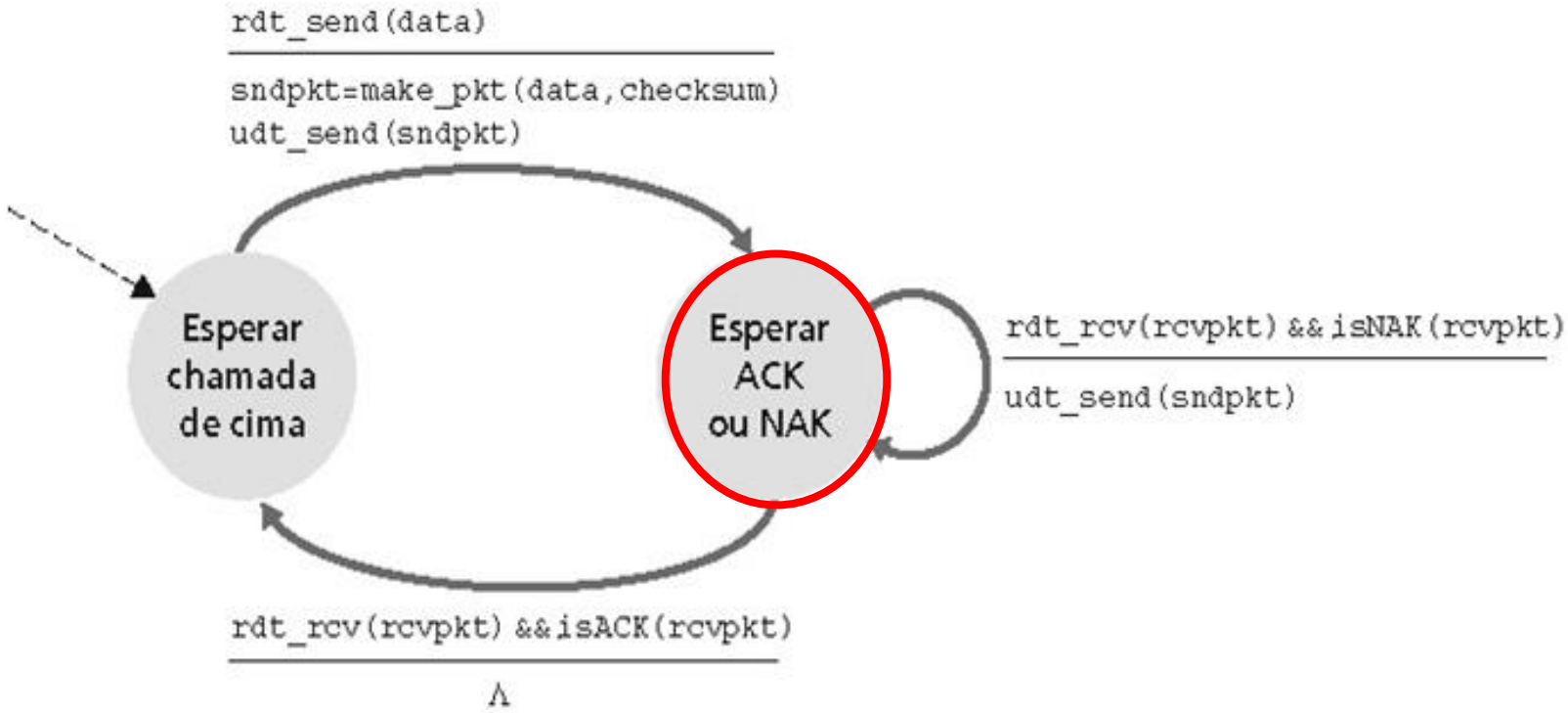
a. rdt2.0: lado remetente

b. rdt2.0: lado destinatário

RDT2.0 TEM UM PROBLEMA FATAL!

O que ocorre se o ACK/NAK é corrompido?

- Assumimos que não há perda de pacote na rede
- Transmissor não sabe o que aconteceu no receptor!
- Não pode apenas retransmitir : possível duplicata



RDT2.0 TEM UM PROBLEMA FATAL!

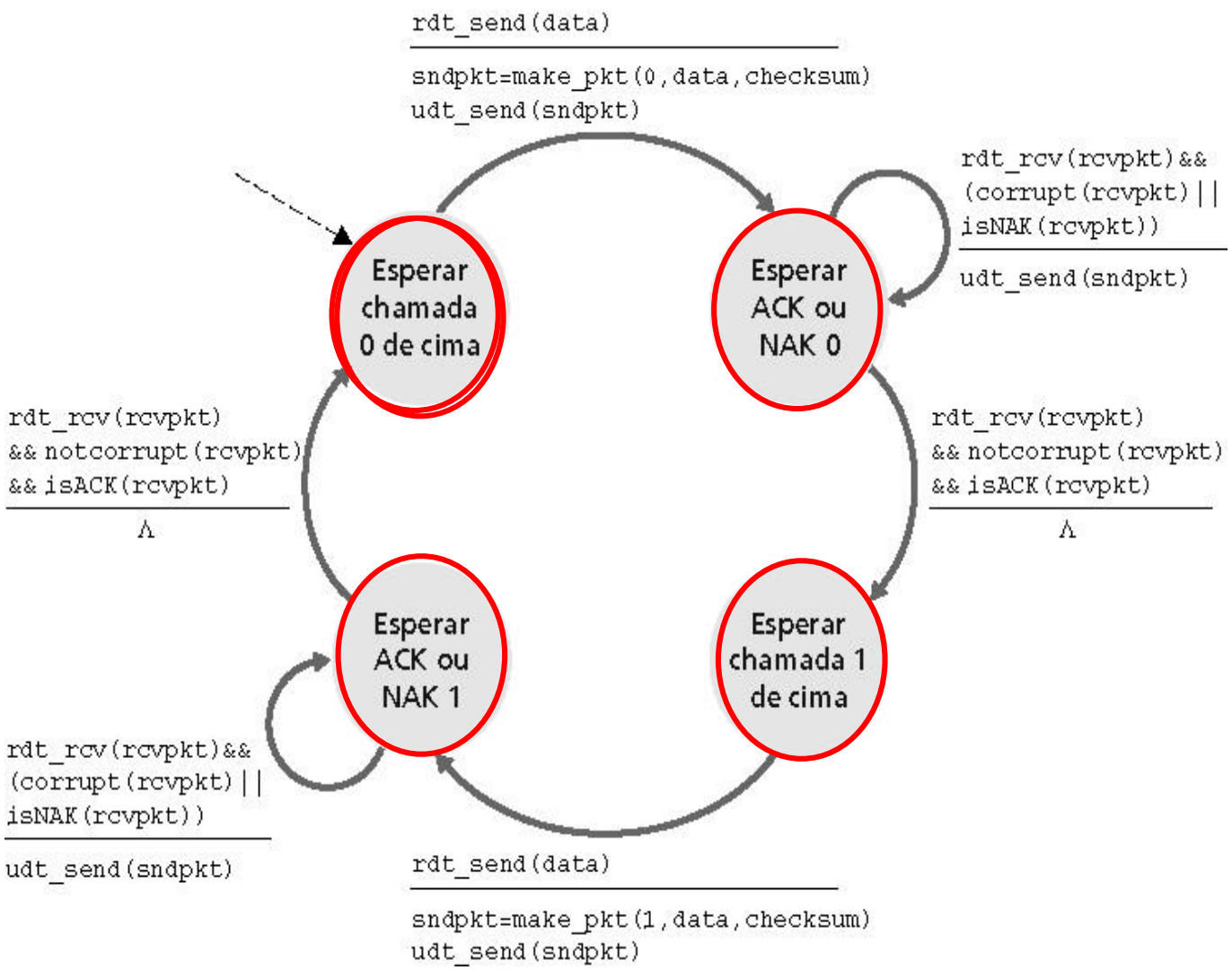
Tratando duplicatas:

- Transmissor acrescenta **número de sequência** em cada pacote
- Transmissor reenvia o último pacote se ACK/NAK for corrompido
- Receptor descarta (não passa para a aplicação) pacotes duplicados

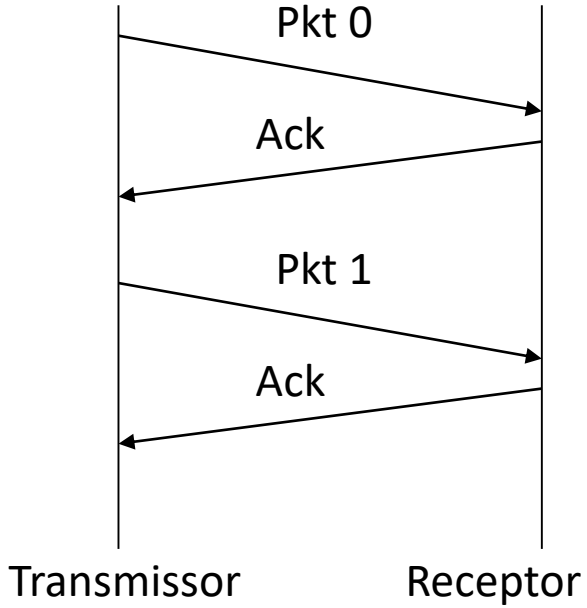
Consideramos o modo transmite e aguarde!!!

- Transmissor envia um pacote e então espera pela resposta do receptor

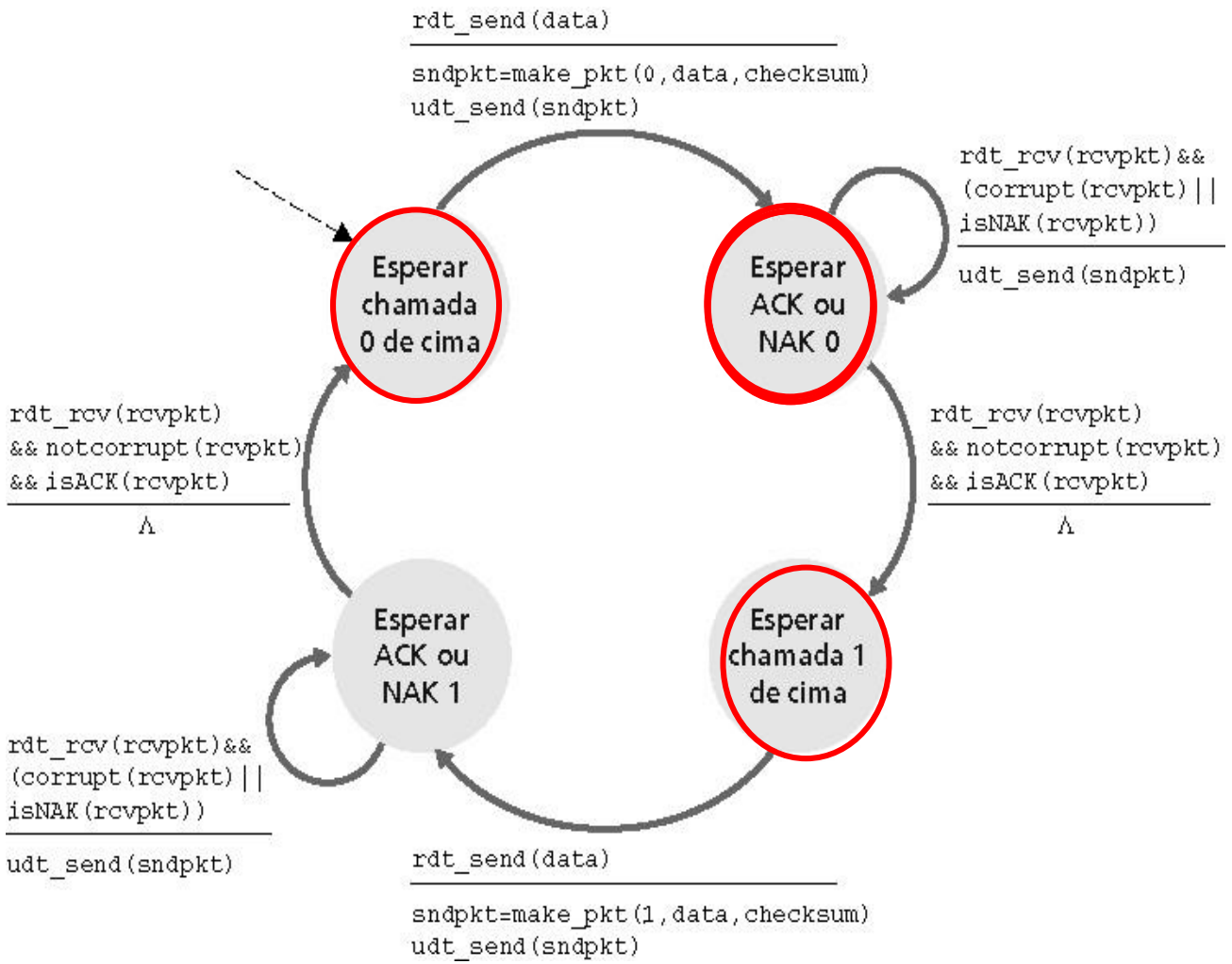
RDT2.1: TRANSMISSOR, TRATA ACK/NAKS PERDIDOS

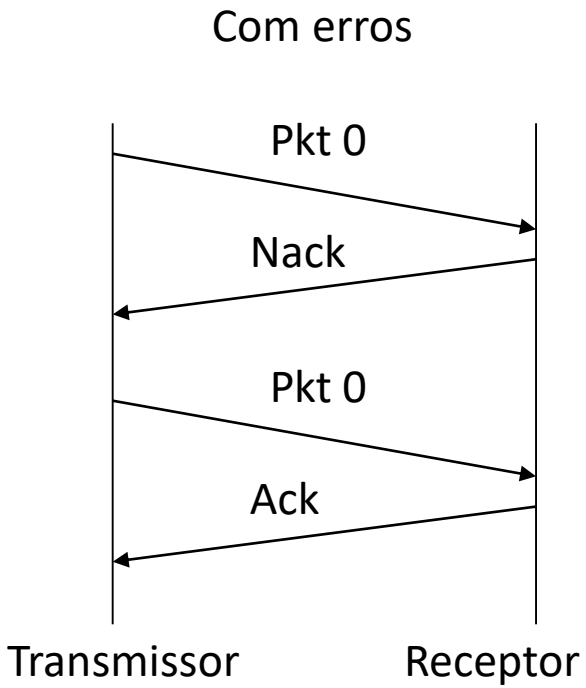


Sem erros

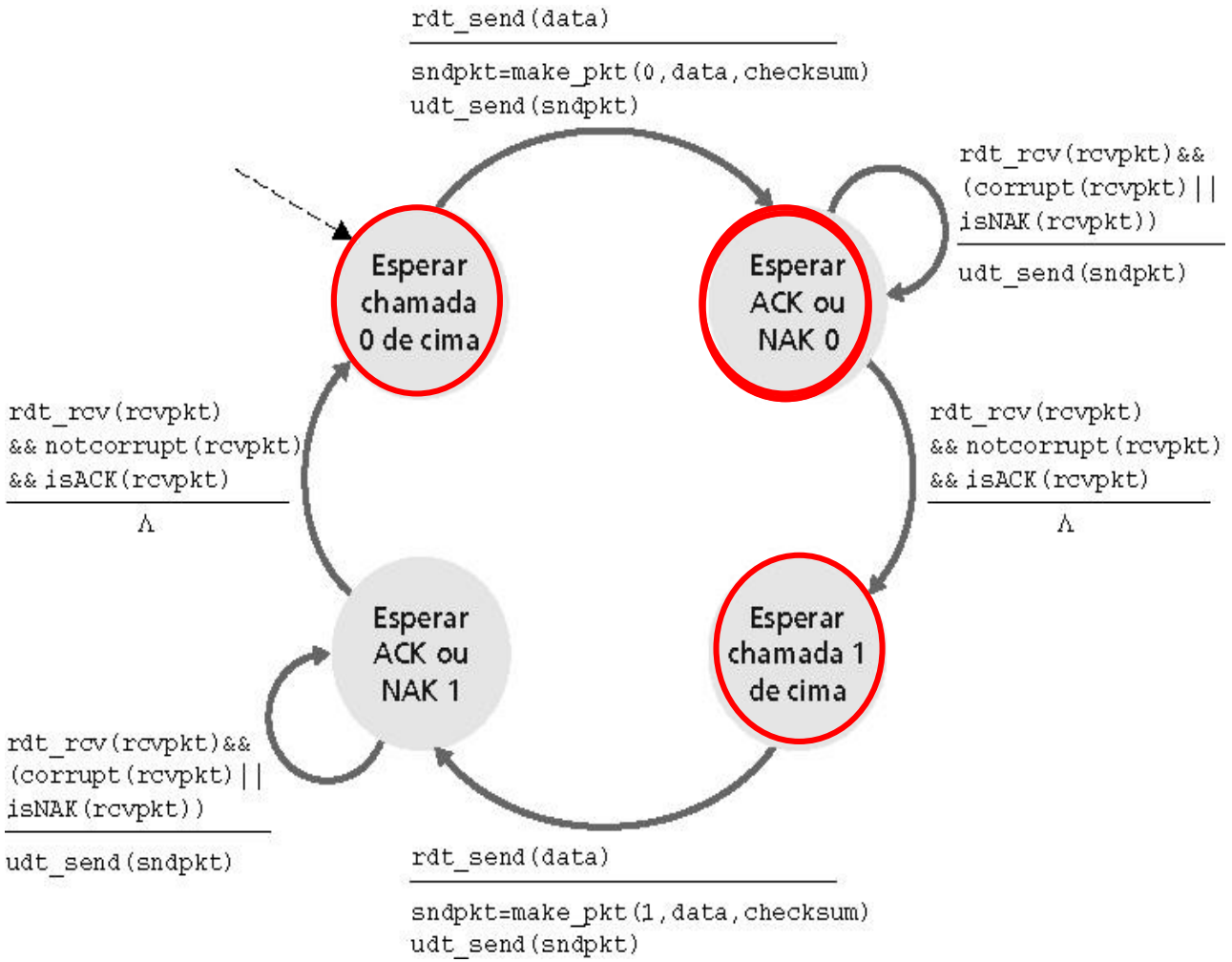


RDT2.1: TRANSMISSOR, TRATA ACK/NAKS PERDIDOS

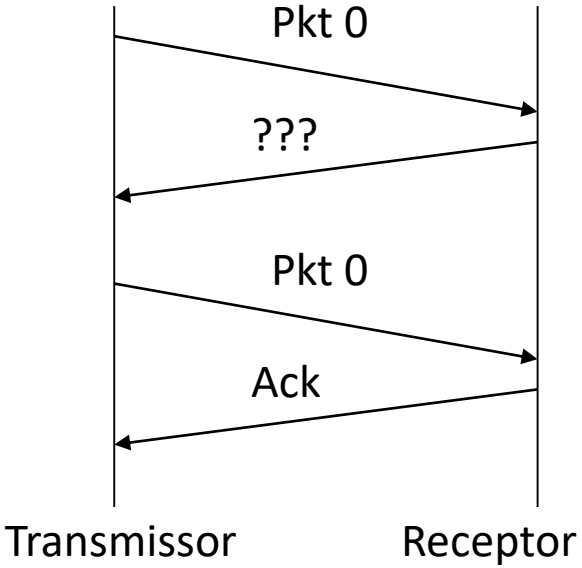




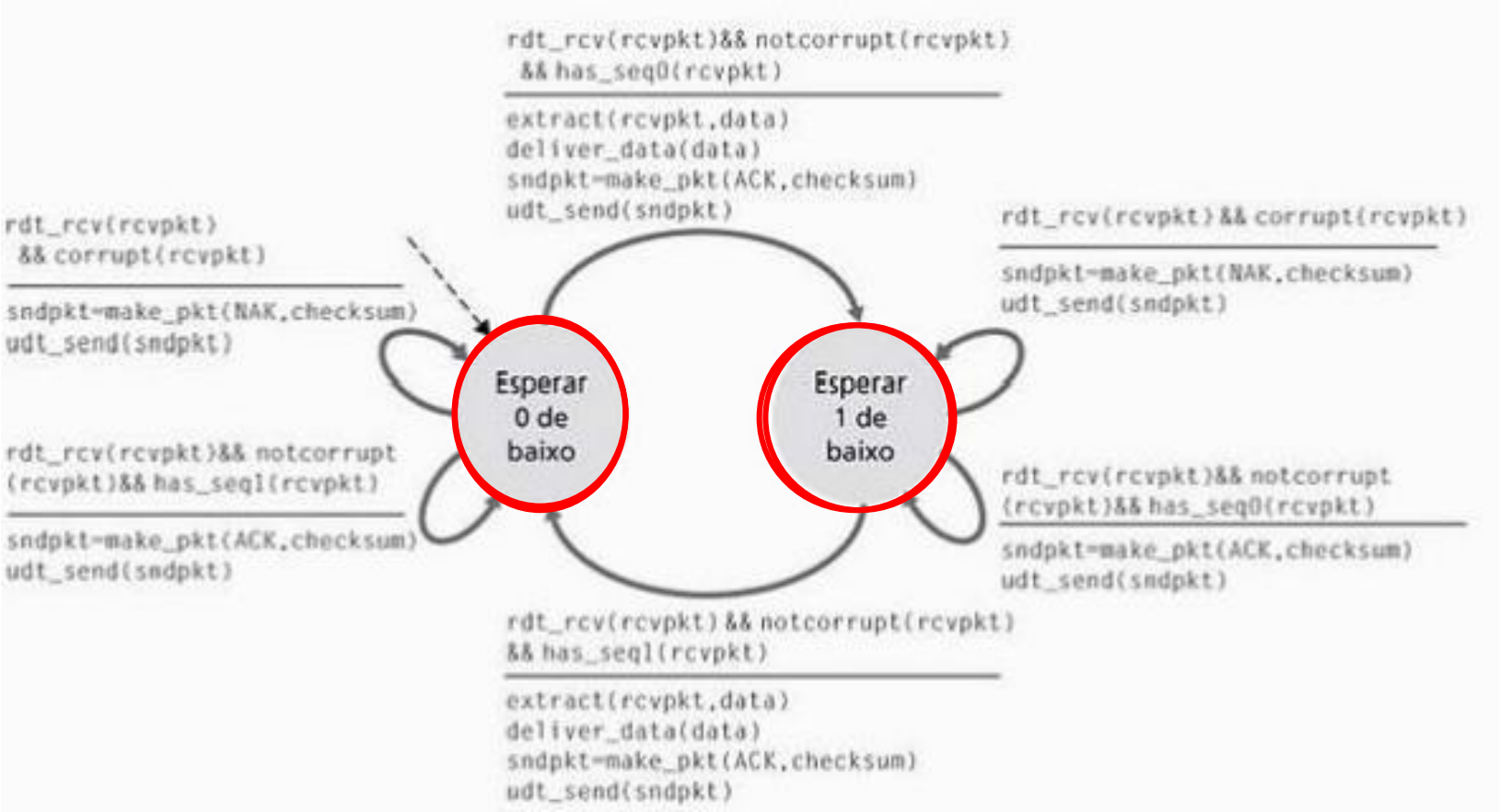
RDT2.1: TRANSMISSOR, TRATA ACK/NAKS PERDIDOS



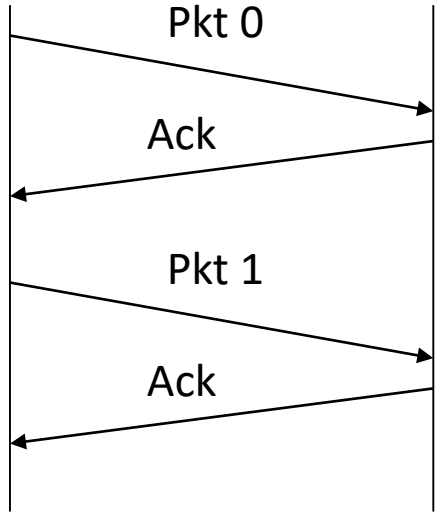
Com erros



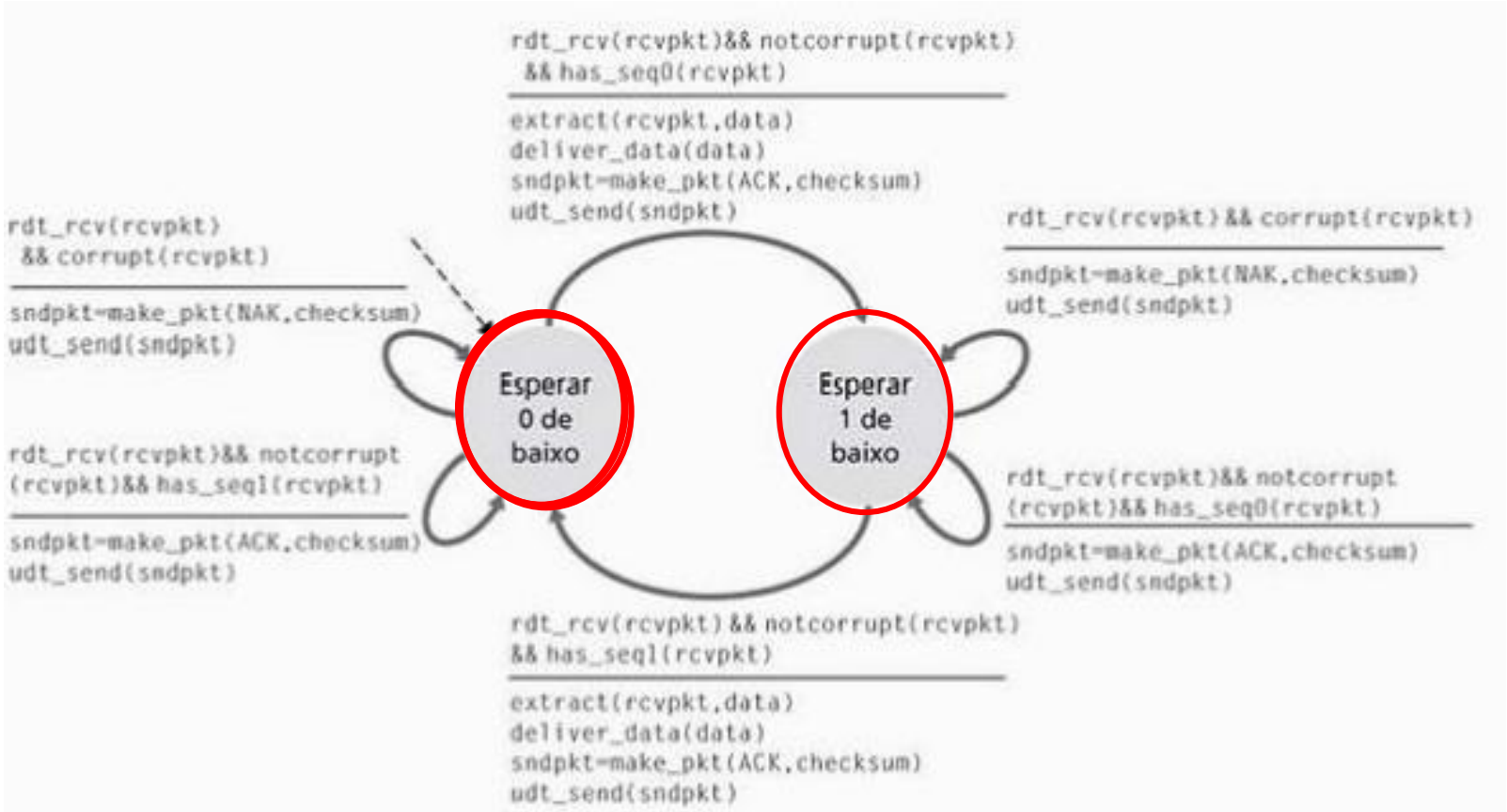
RDT2.1: RECEPTOR, TRATA ACK/NAKS PERDIDOS



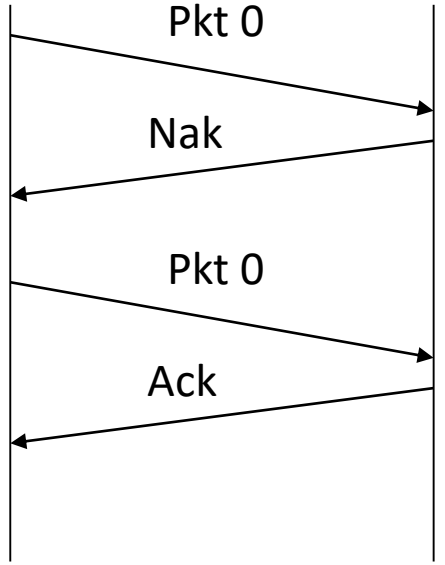
Sem erros



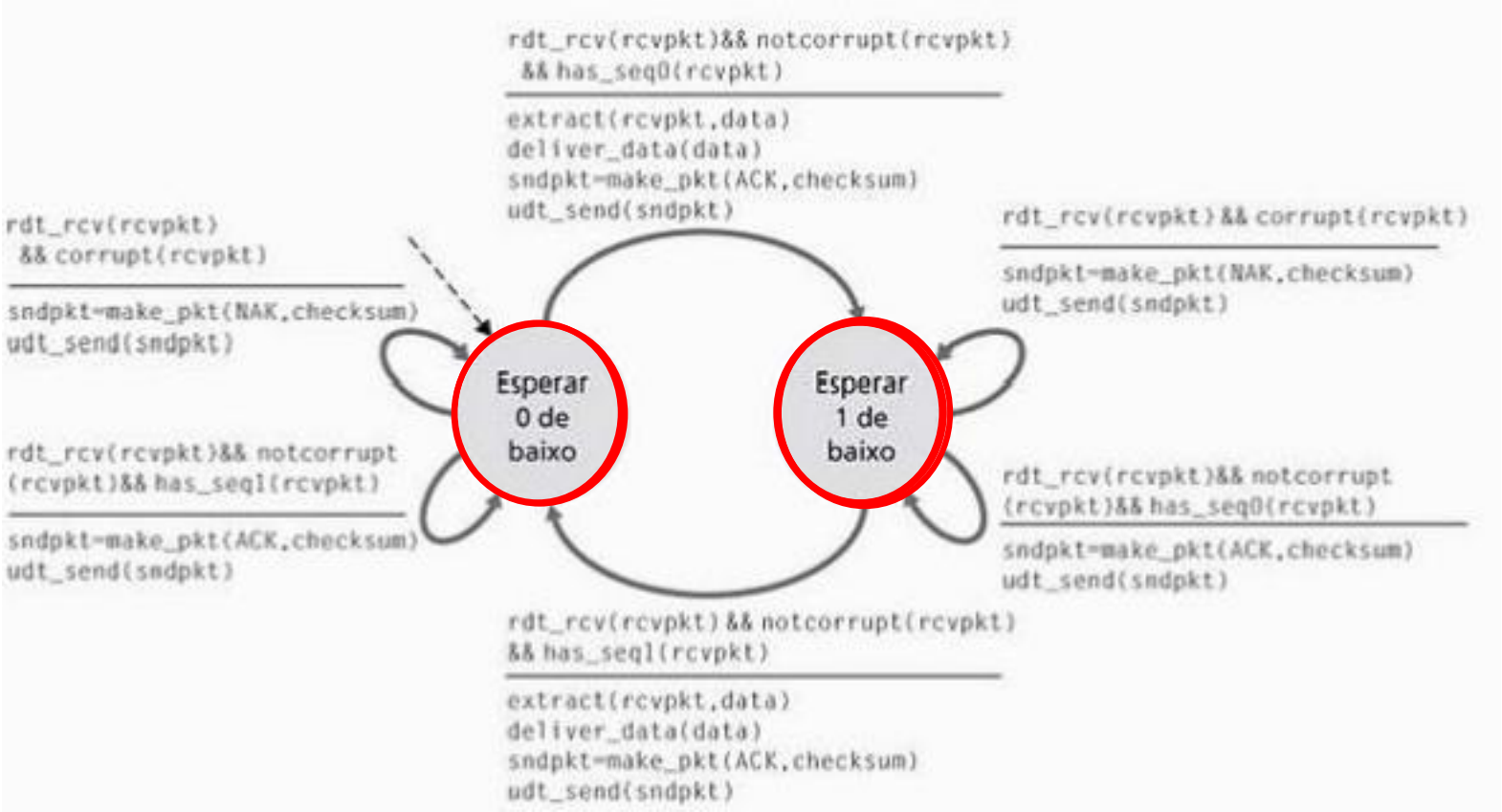
RDT2.1: RECEPTOR, TRATA ACK/NAKS PERDIDOS



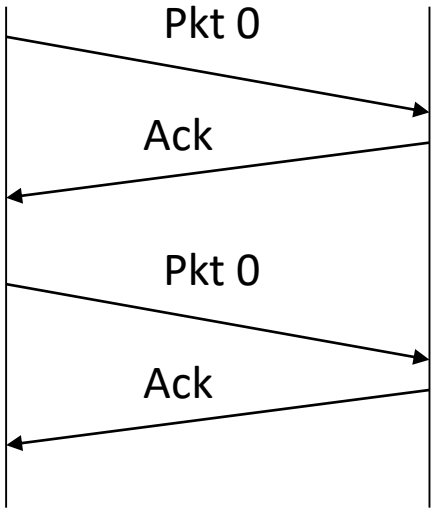
Com erros



RDT2.1: RECEPTOR, TRATA ACK/NAKS PERDIDOS



Duplicata



RDT2.1: DISCUSSÃO

Transmissor:

- Adiciona número de sequência ao pacote
- Dois números (0 e 1) bastam. Por quê?
- Duas vezes o número de estados
  - O estado deve “lembrar” se o pacote “corrente” tem número de sequência 0 ou 1

Receptor:

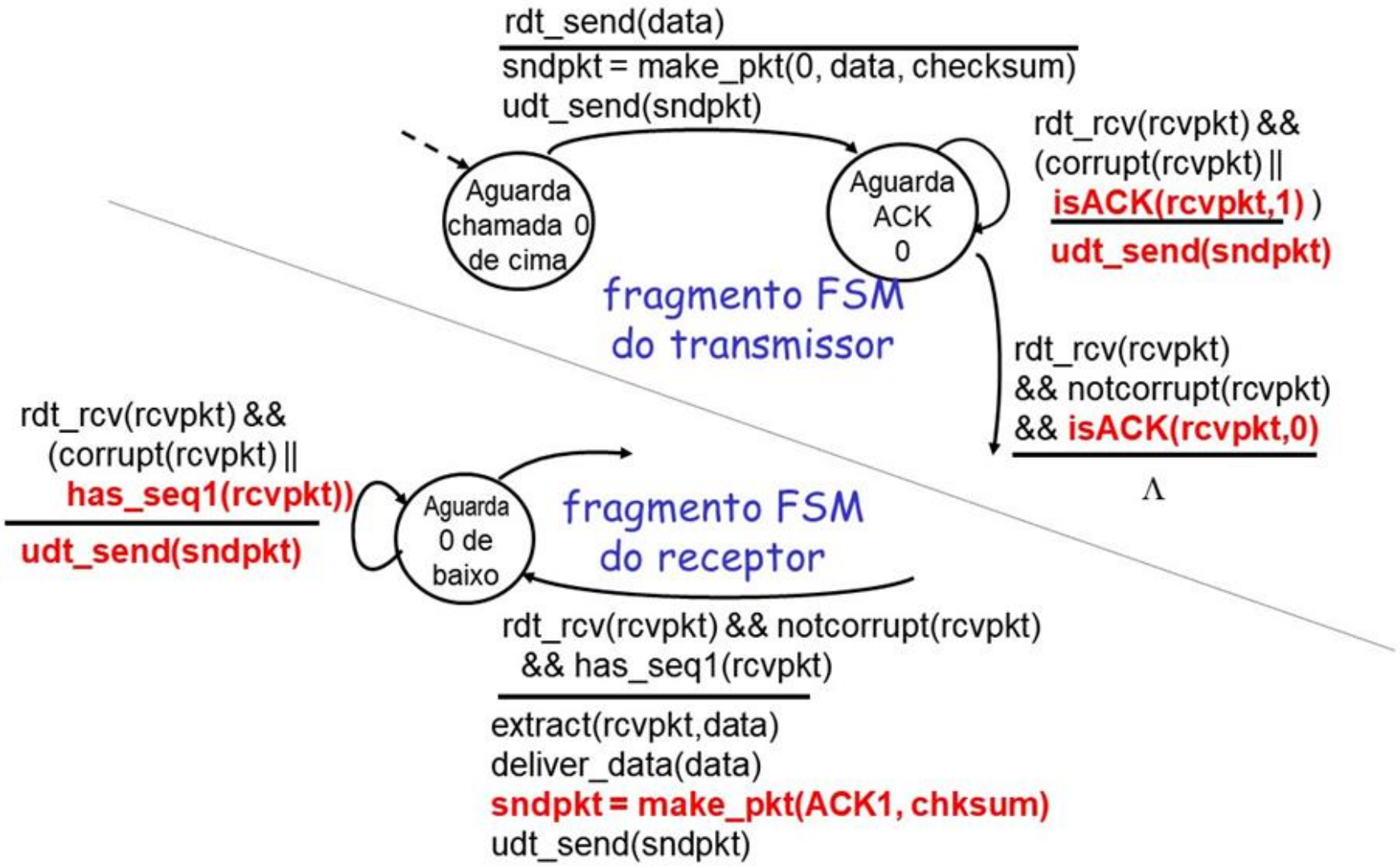
- Deve verificar se o pacote recebido é duplicado
  - Estado indica se o pacote 0 ou 1 é esperado

RDT2.2: UM PROTOCOLO SEM NAK

Mesma funcionalidade do rdt2.1, usando somente ACKs

- Em vez de enviar NAK, o receptor envia ACK para o último pacote recebido sem erro
- Receptor deve incluir explicitamente o número de sequência do pacote sendo reconhecido
- ACKs duplicados no transmissor resultam na mesma ação do NAK:
  - retransmissão do pacote corrente

RDT2.2: FRAGMENTOS DO TRANSMISSOR E DO RECEPTOR



RDT3.0: CANAIS COM ERROS E PERDAS

Nova hipótese: canal de transmissão pode também perder pacotes

- Checksum, números de sequência, ACKs, retransmissões serão de ajuda, mas não o bastante

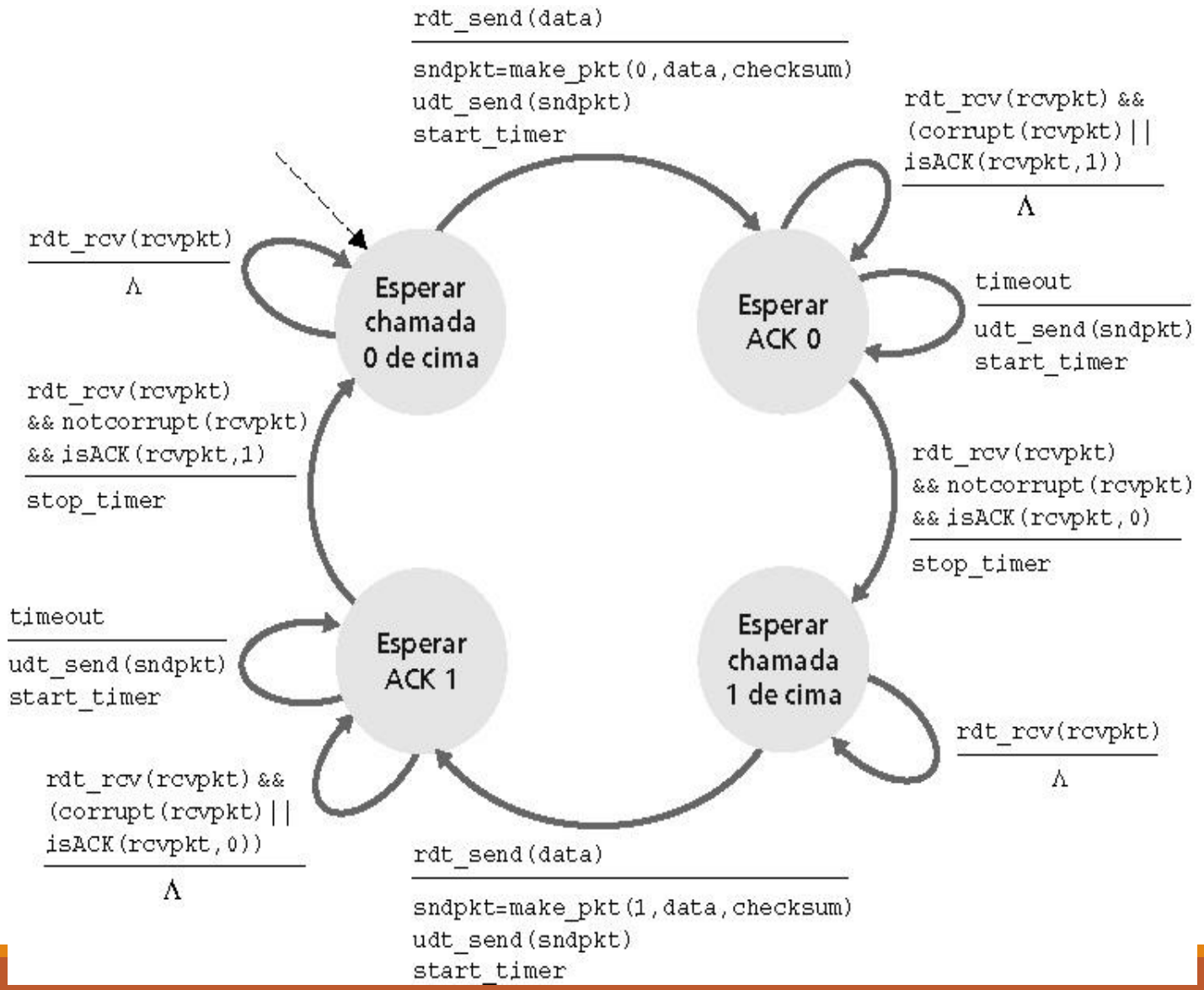
Abordagem: transmissor espera um tempo "razoável" pelo ACK

- Retransmite se nenhum ACK for recebido nesse tempo
- Se o pacote (ou ACK) estiver apenas atrasado (não perdido):
  - Retransmissão será duplicata, mas os números de sequência já tratam com isso

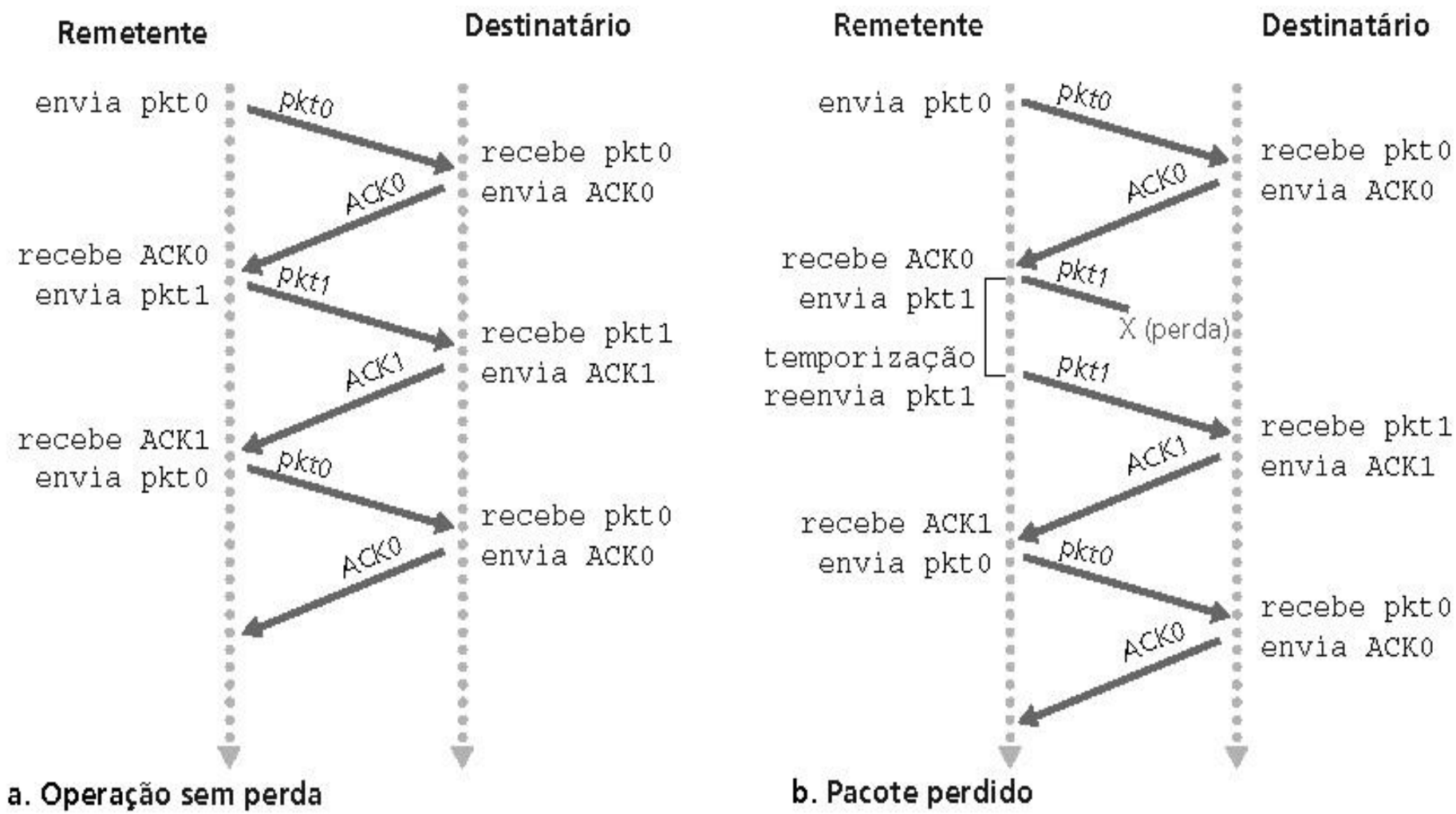
Receptor

- Deve especificar o número de sequência do pacote sendo reconhecido
- Exige um temporizador decrescente

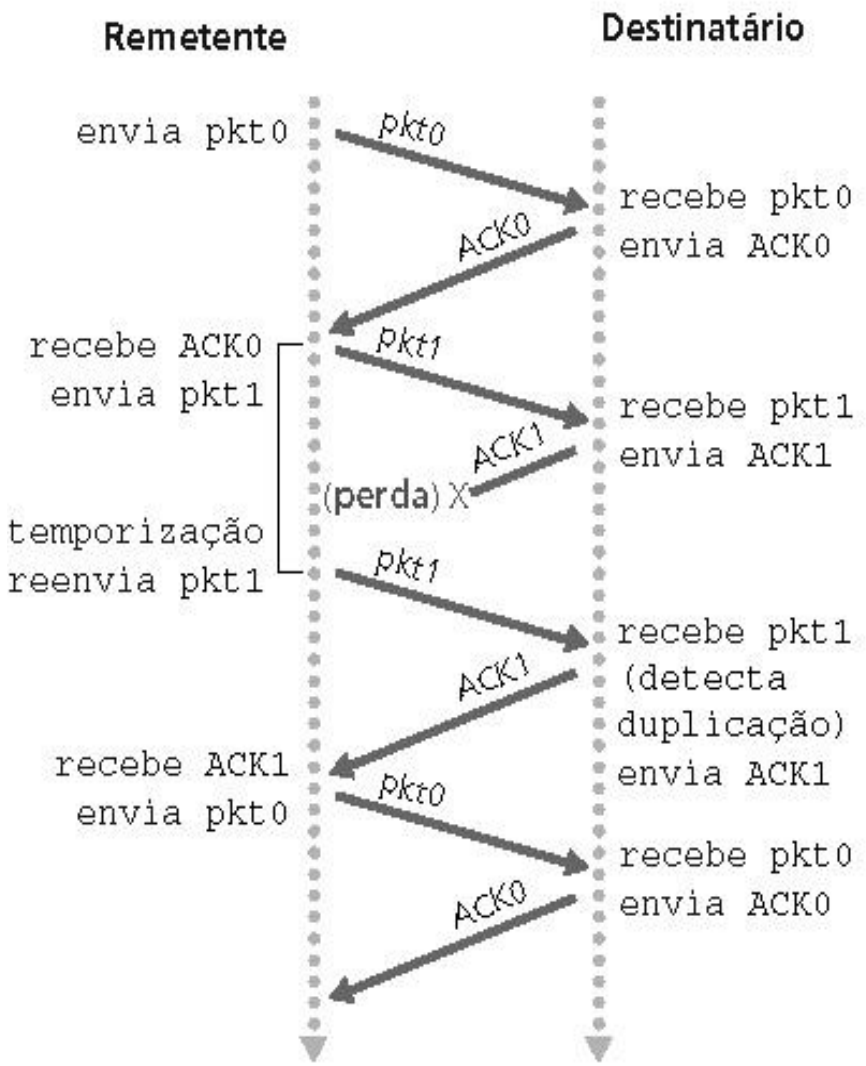
TRANSMISSOR RDT3.0



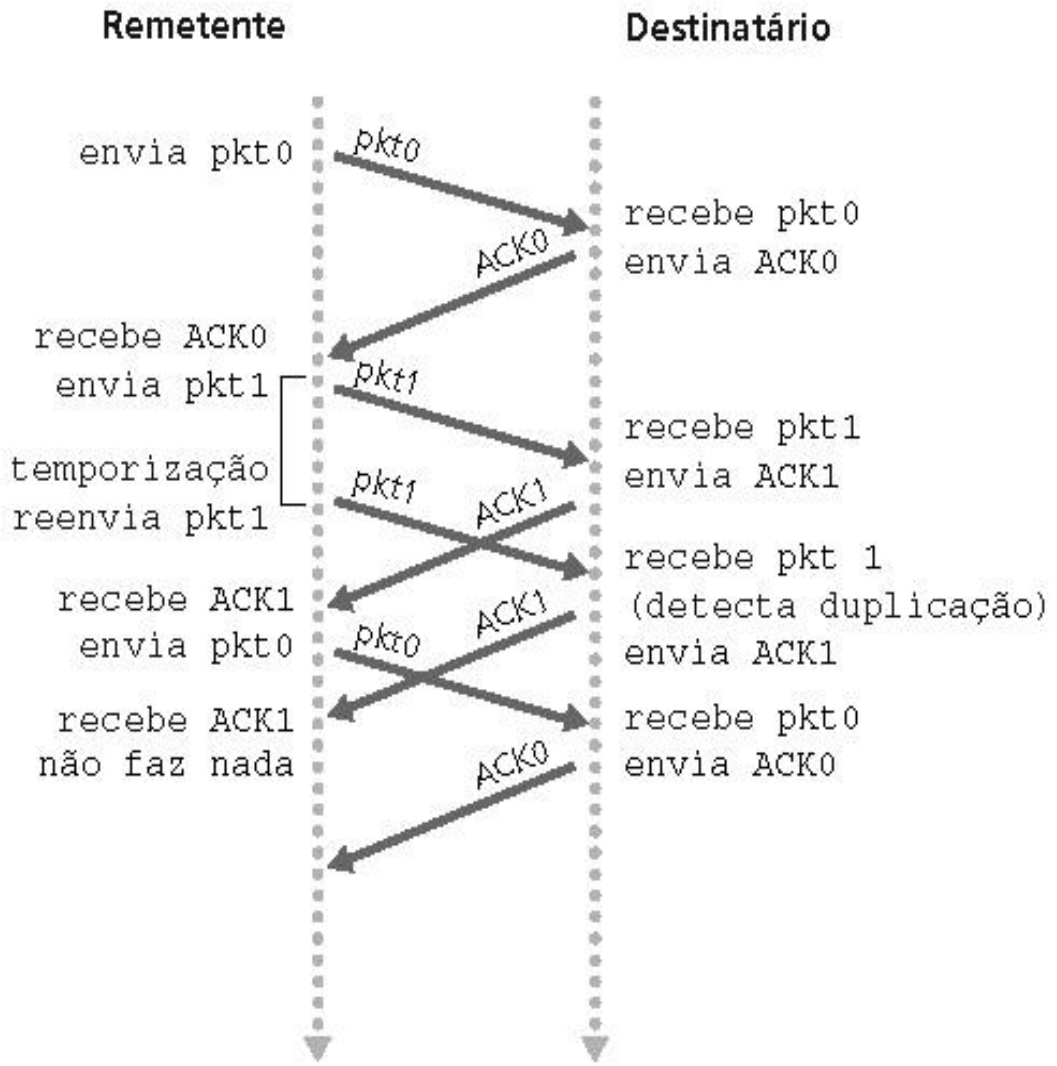
RDT3.0 EM AÇÃO



RDT3.0 EM AÇÃO



c. ACK perdido



d. Interrupção prematura

CAP 5. CAMADA DE TRANSPORTE

AULA 2: PRINCÍPIOS DE TRANSFERÊNCIA CONFIÁVEL DE DADOS (CONTINUAÇÃO)

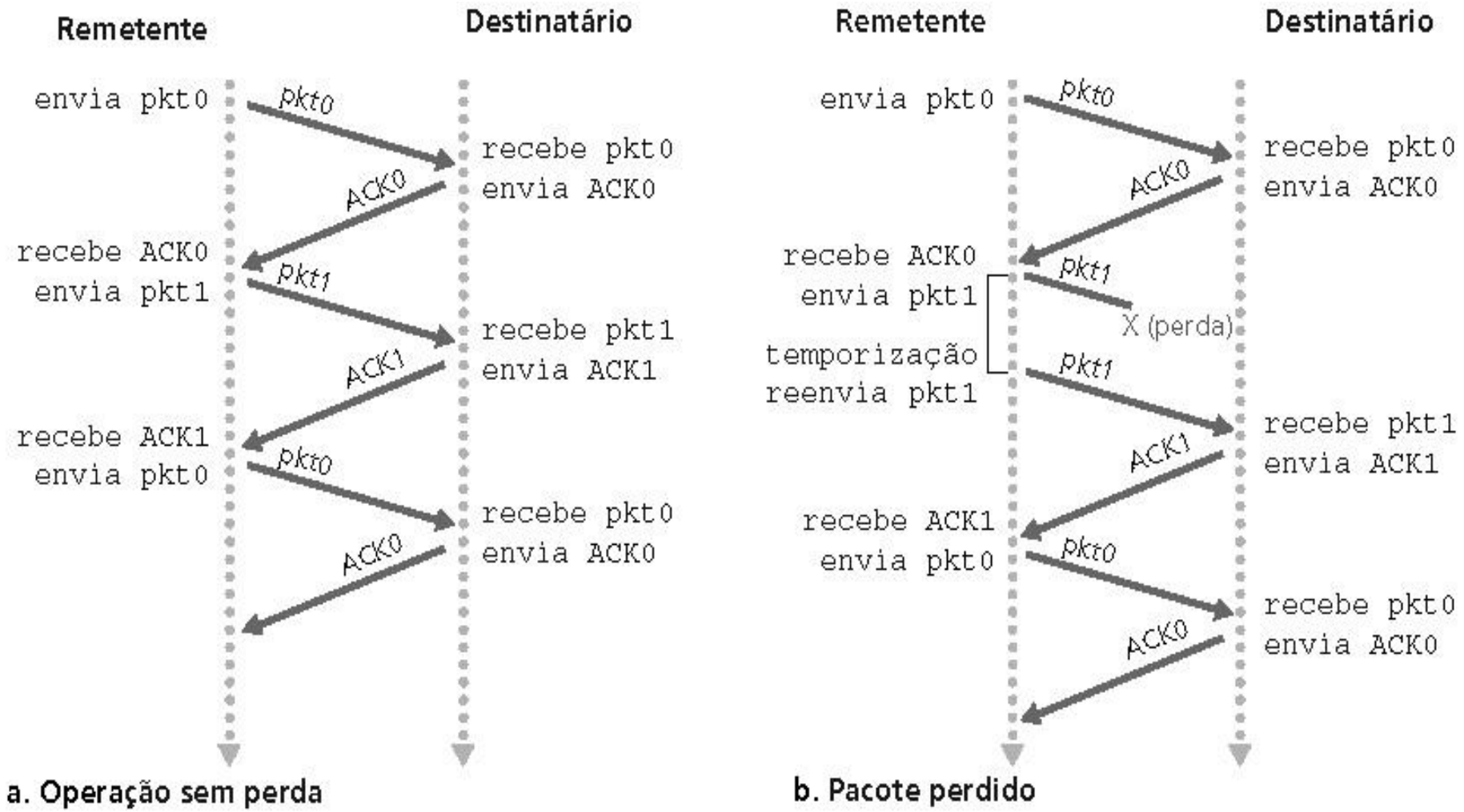
INE5422 REDES DE COMPUTADORES II

PROF. ROBERTO WILLRICH (INE/UFSC)

ROBERTO.WILLRICH@UFSC.BR

HTTPS://MOODLE.UFSC.BR

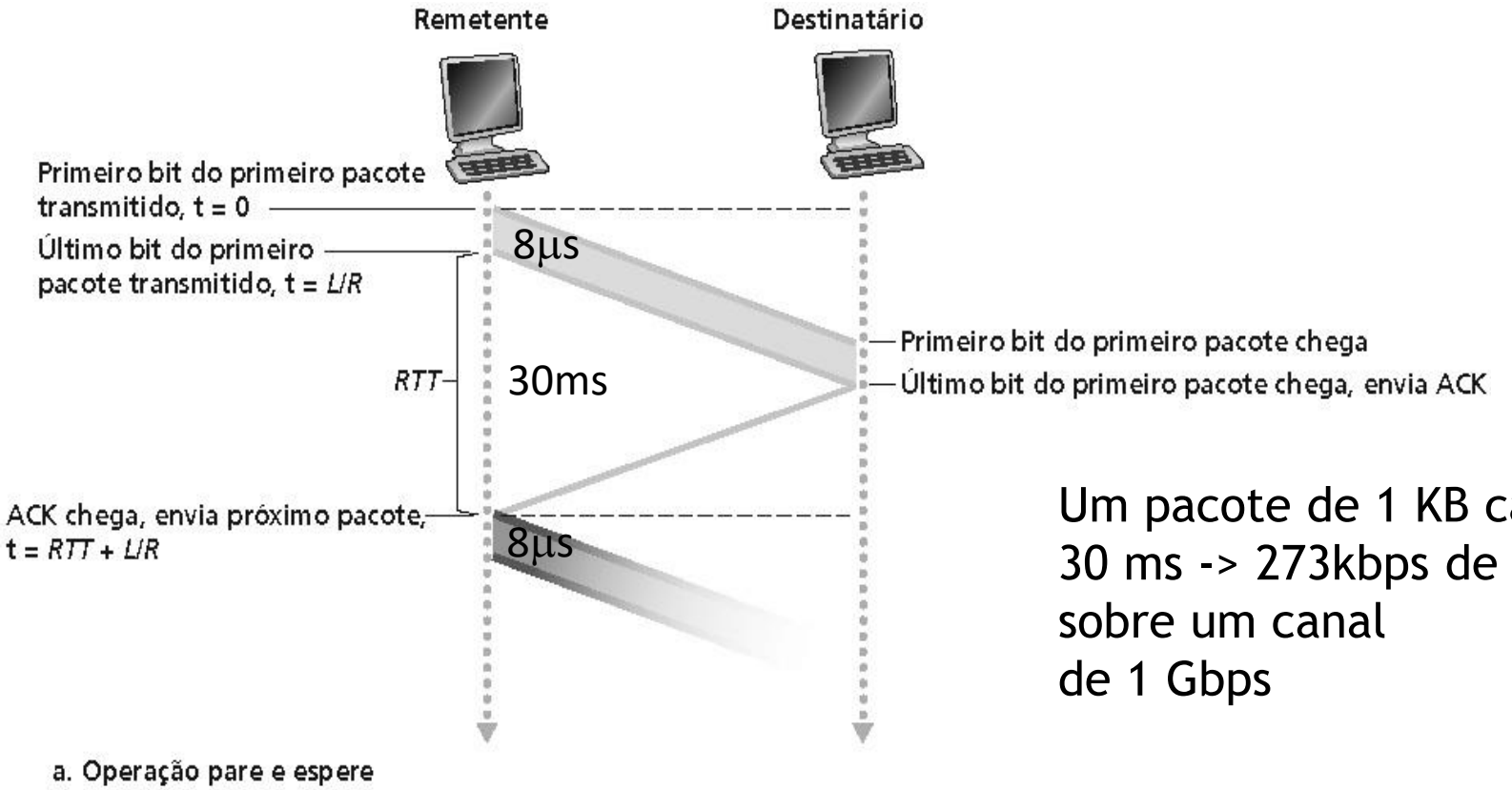
RDT3.0 EM AÇÃO



RDT3.0: OPERAÇÃO PARE E ESPERE

rdt3.0 funciona, mas o desempenho é sofrível

- Exemplo: enlace de 1 Gbps, 15 ms de atraso de ida ao destino, pacotes de 1 KB:



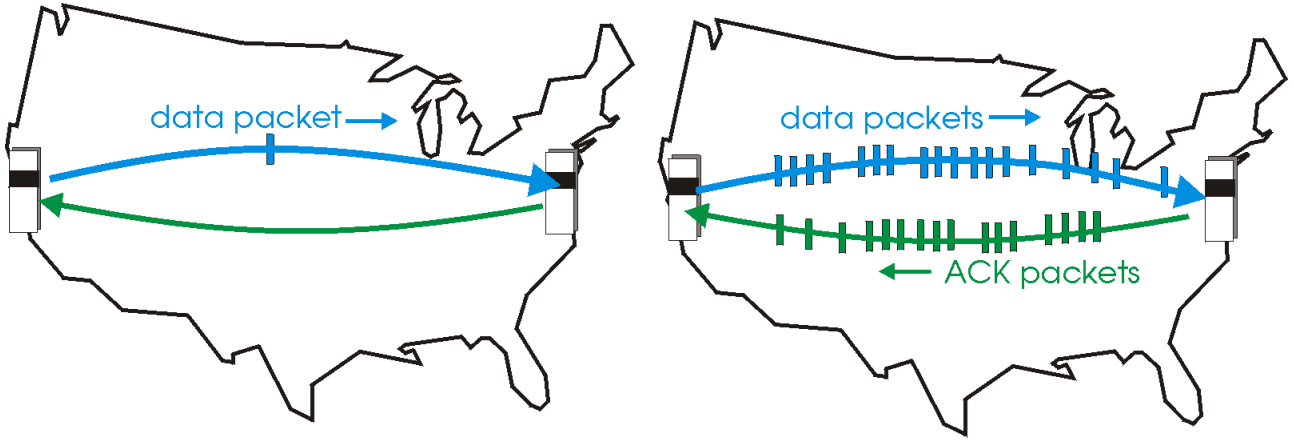
a. Operação pare e espere

Um pacote de 1 KB cada
30 ms -> 273kbps de vazão
sobre um canal
de 1 Gbps

PROTOCOLOS COM PARALELISMO (PIPELINING)

Paralelismo: transmissor envia vários pacotes ao mesmo tempo, todos esperando para serem reconhecidos

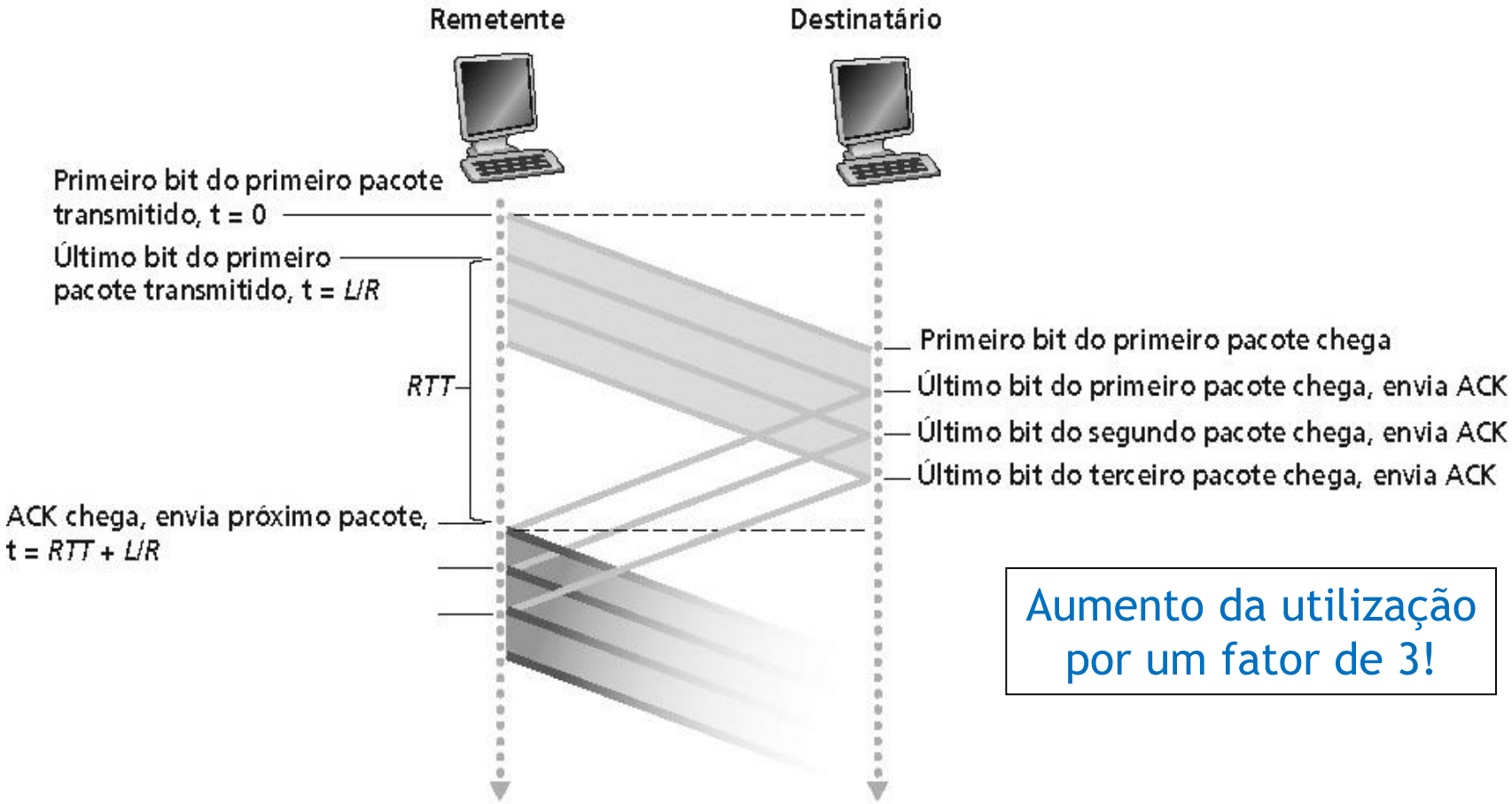
- Faixa de números de sequência deve ser aumentada



(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

PIPELINING: AUMENTO DA UTILIZAÇÃO



b. Operação com paralelismo

Aumento da utilização por um fator de 3!

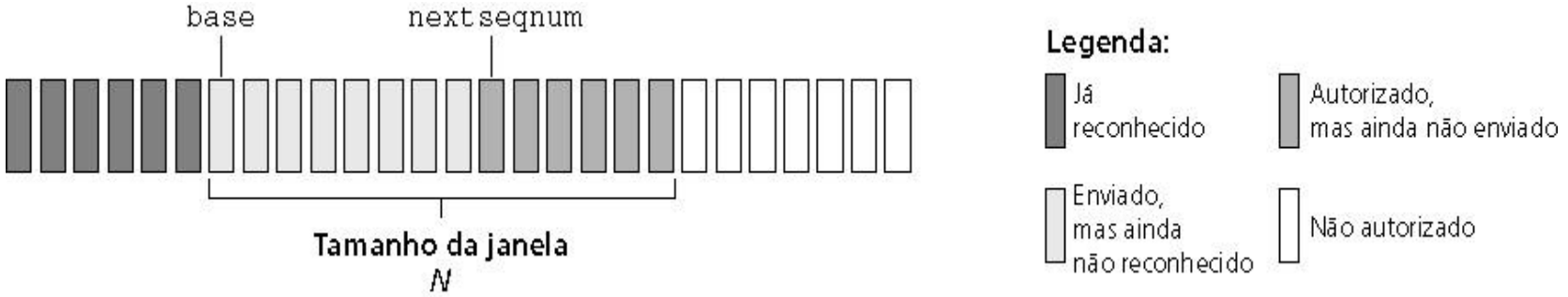
GO-BACK-N

Transmissor:

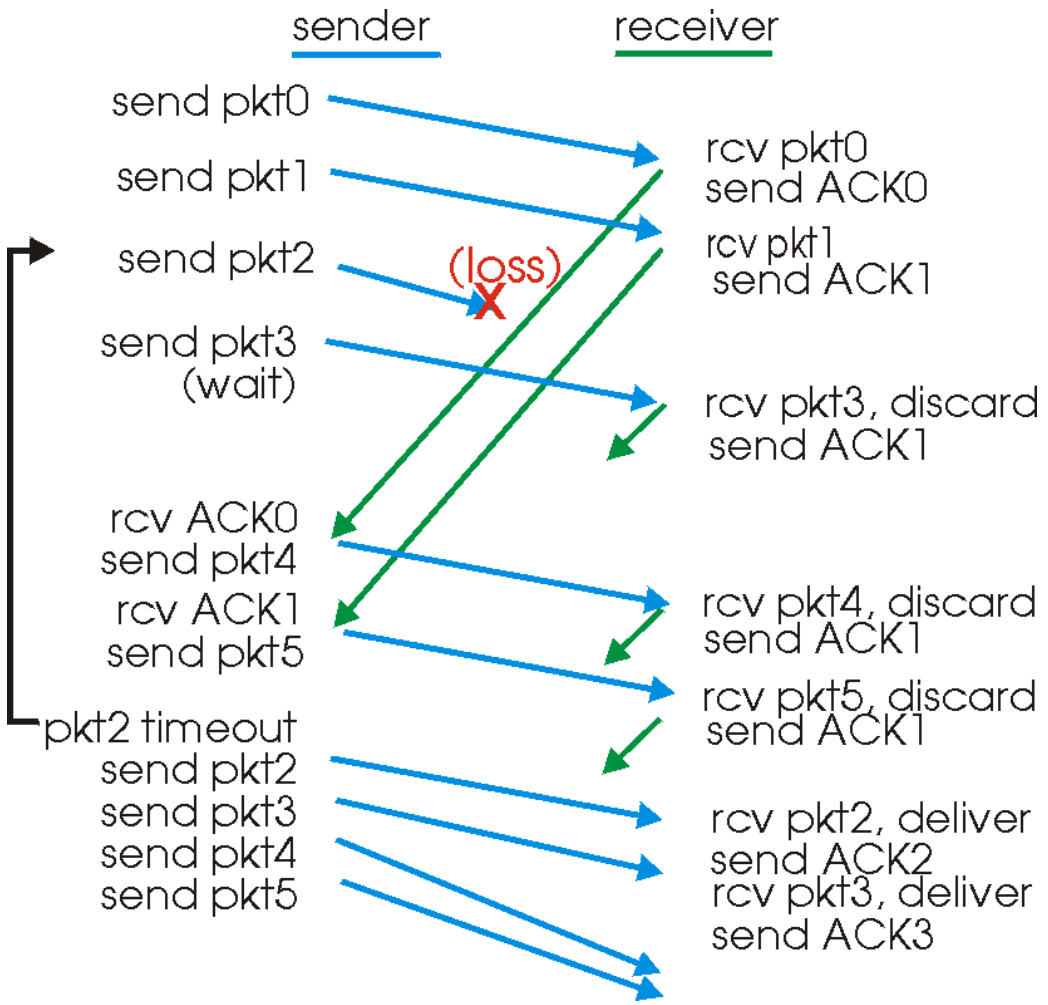
- Número de sequência com k bits no cabeçalho do pacote
- “janela” de até N pacotes que podem ser enviados sem esperar confirmação dos anteriores
- ACK(n) Cumulativo: reconhece todos os pacotes até o número de sequência confirmado
- Janela desliza na confirmação do(s) pacote(s)
- Lança temporizador para cada pacote enviado
  - Tempo de confirmação (do pacote n): retransmite pacote n e todos os pacotes com número de sequência maior que estejam dentro da janela

Receptor

- Pacotes fora de ordem:
  - Descarta (não armazena) -> não há buffer de recepção!
  - Reconhece pacote com o mais alto número de sequência em ordem



GBN EM AÇÃO (JANELA DE 4 PACOTES



RETRANSMISSÃO SELETIVA

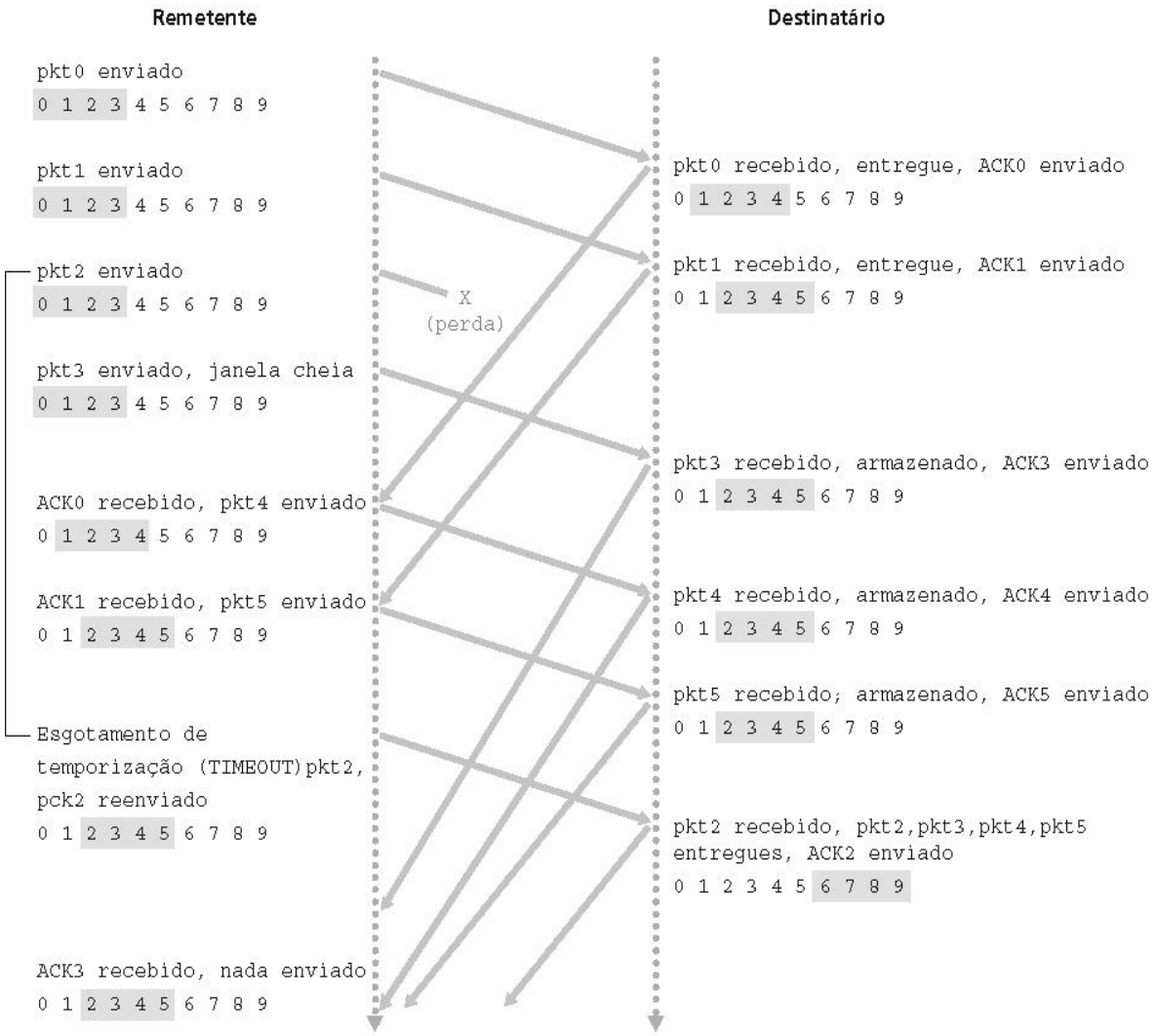
Transmissor

- Janela de transmissão
  - N números de sequência consecutivos : limita a quantidade de pacotes enviados sem confirmação
- Transmissor temporiza cada pacote não reconhecido
- Somente reenvia os pacotes para os quais um ACK não foi recebido

Receptor

- reconhece individualmente todos os pacotes recebidos corretamente
- Armazena pacotes, quando necessário, para eventual entrega em ordem para a camada superior

RETRANSMISSÃO SELETIVA EM AÇÃO



PROTOCOLO TCP

Orientado à conexão

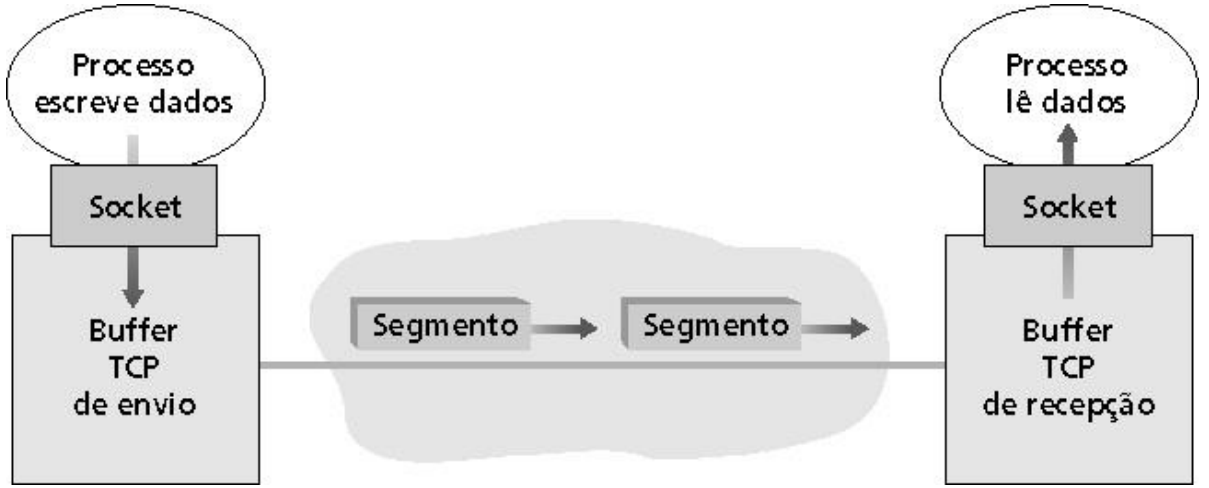
- Apresentação (troca de mensagens de controle)
- Inicia o estado do transmissor e do receptor antes da troca de dados
  - Buffers de transmissão e de recepção

Ponto-a-ponto

- Um transmissor, um receptor

Dados full-duplex:

- Transmissão bidirecional na mesma conexão



PROTOCOLO TCP

Pipelined (Dutado)

- Transporte confiável de pacotes via Acks
- Controle de congestionamento e de fluxo definem tamanho da janela

Fluxo de bytes sequencial

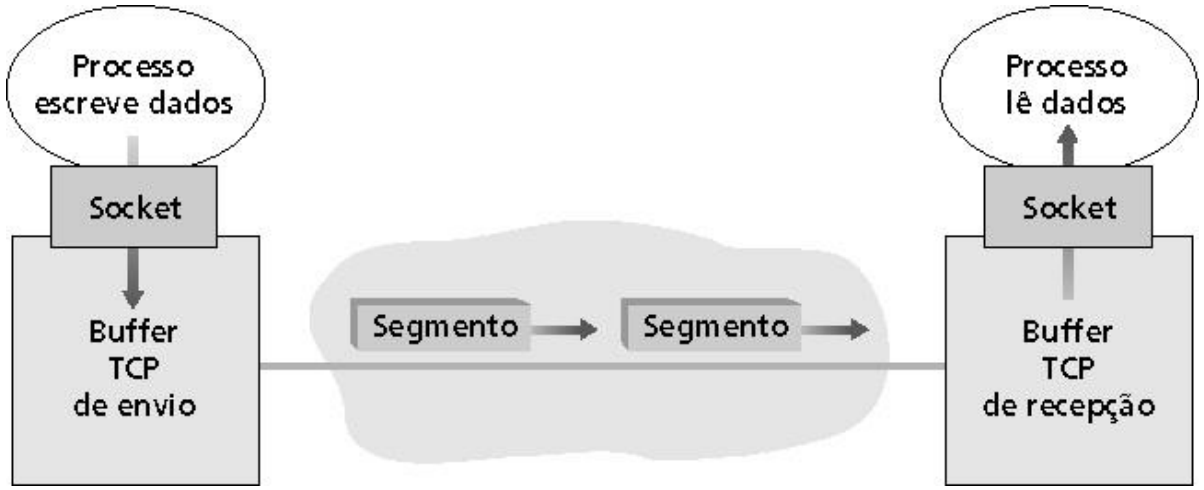
- Não há inversão de ordem de mensagens

Controle de fluxo:

- Transmissor não esgota a capacidade do receptor

Controle de congestionamento

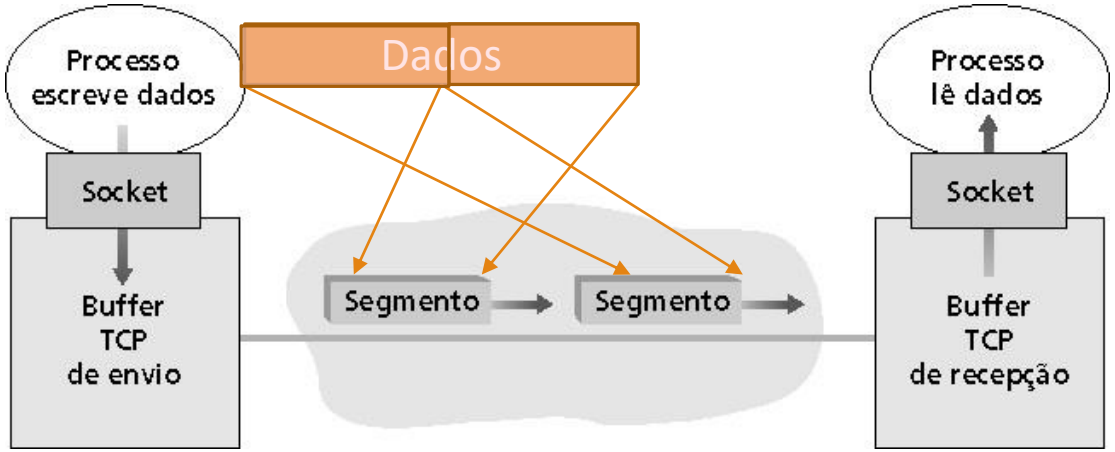
- Tenta evitar a sobrecarga da rede



PROTOCOLO TCP

Buffer de emissão e recepção

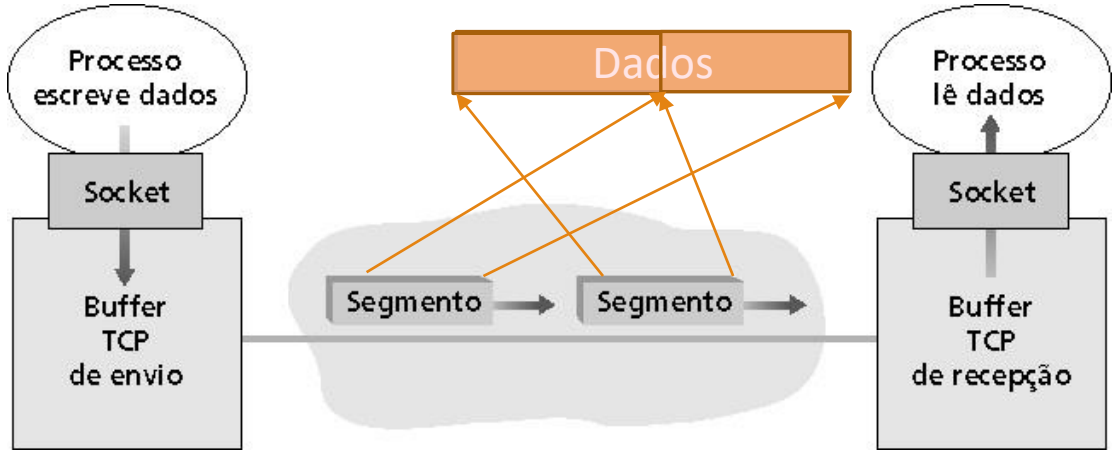
- Processo Cliente envia uma string de dados através da porta do processo
- String de dados é entregue ao processo TCP
  - Que envia a string para o buffer emissor TCP
  - De tempos-em-tempos pedaços de dados são extraídos do buffer
    - MSS: tamanho máximo do segmento - tamanho escolhido para evitar fragmentação no IP
  - TCP adiciona o cabeçalho formando o segmento TCP
  - Envia via rede para o buffer receptor TCP



PROTOCOLO TCP

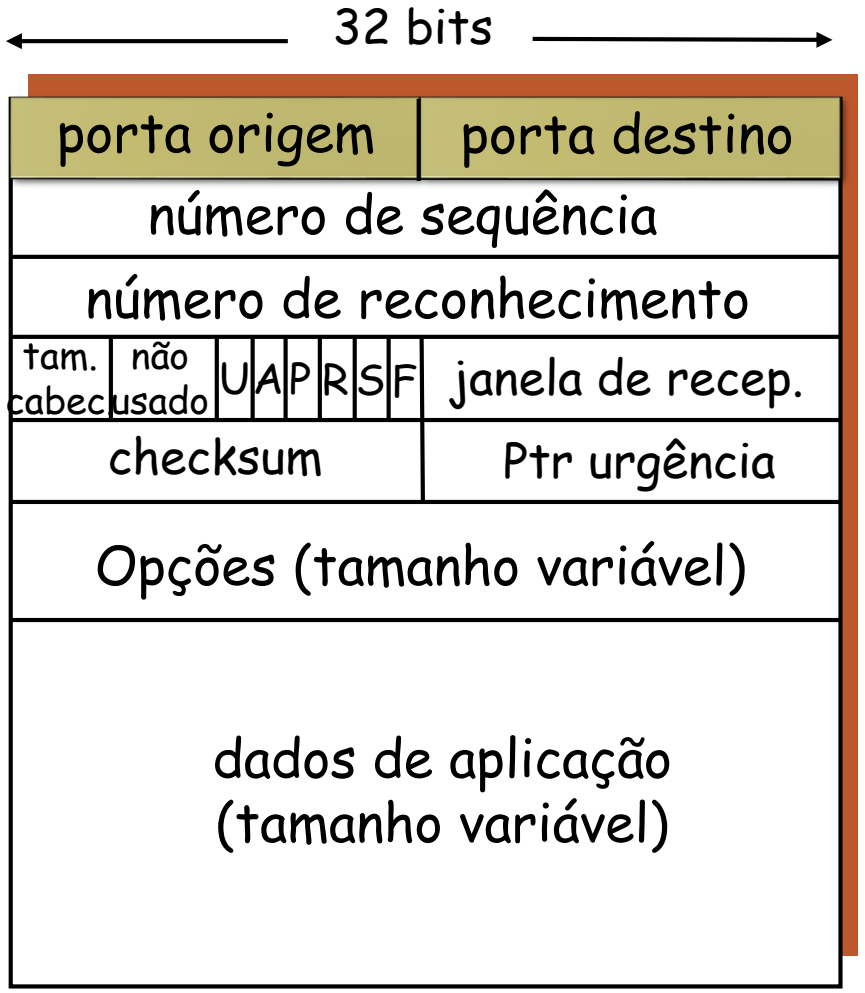
Buffer de emissão e recepção

- No host receptor
  - Segmento é colocado no buffer receptor TCP
  - Aplicação lê dados
- Tanto no emissor como receptor existem buffers de emissão e recepção
  - Fluxo de dados bidirecional na mesma conexão



ESTRUTURA DO SEGMENTO TCP

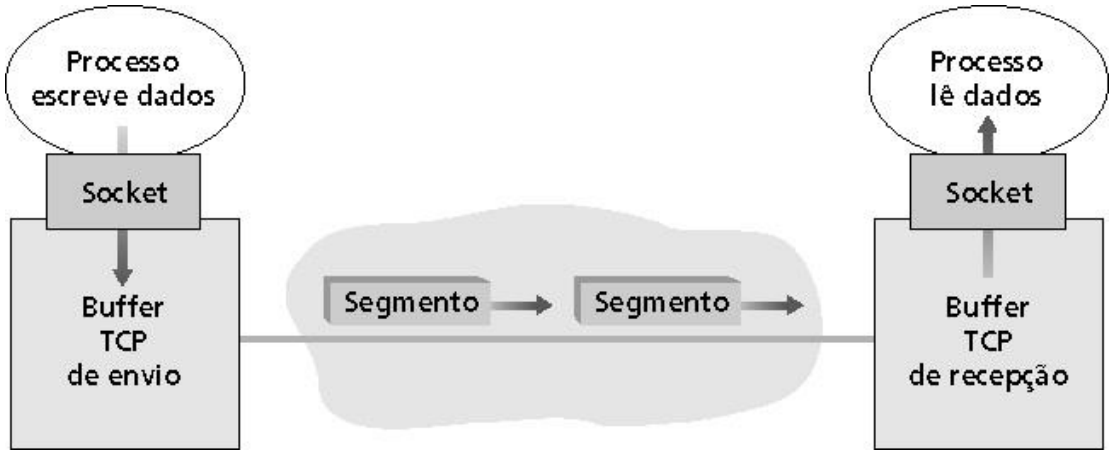
Multiplexação/Demultiplexação



TCP: NÚMERO DE SEQUÊNCIA

Tratamento do Tamanho dos Segmentos

- TCP deve manipular a diversidade de tamanhos das mensagens geradas pelas aplicações
- Blocos de dados muito grandes
  - TCP deve fragmentá-los em unidades menores (segmentos) de modo a que os protocolos de nível inferior possam tratá-los
- Blocos de dados pequenos
  - TCP "bufferiza" os segmentos para conduzi-los "juntos" num mesmo segmento TCP
  - Redução do "overhead" de transmissão



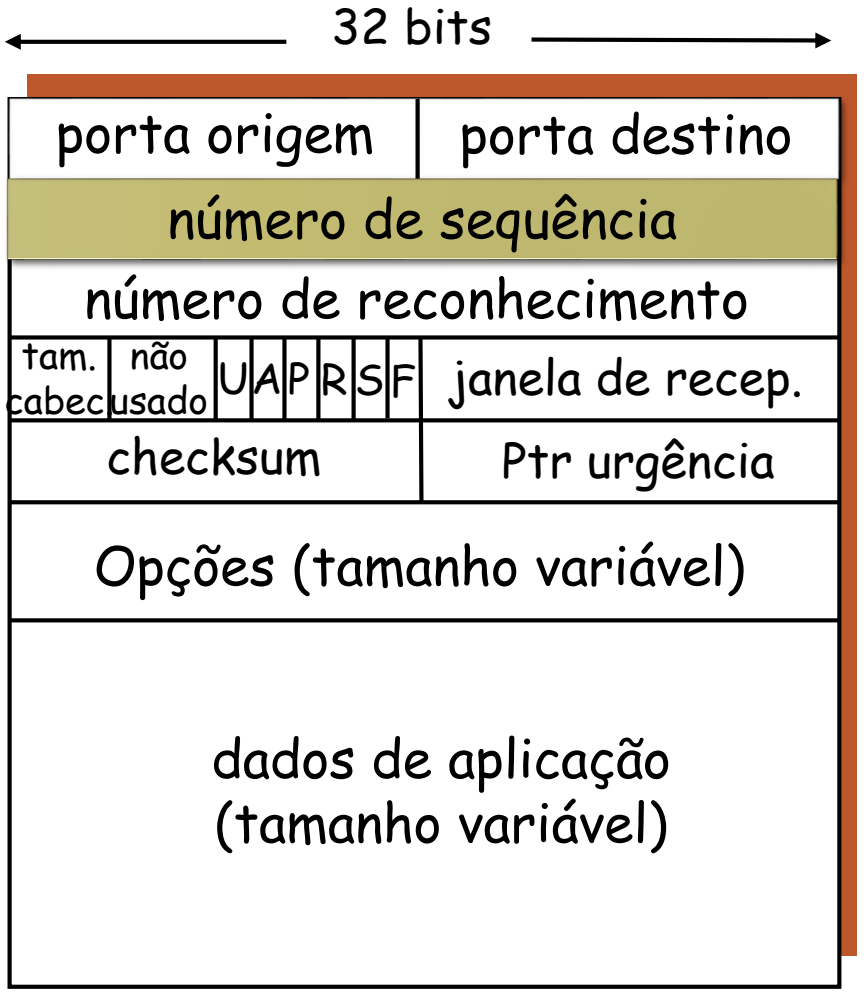
TCP: NÚMERO DE SEQUÊNCIA

Numeração dos segmentos

- Conceitualmente cada byte da mensagem é associado a um número de sequência
- Número de sequência do primeiro byte dos dados contidos em um segmento é transmitido junto com o segmento e é denominado número de sequência do segmento

Sequenciamento

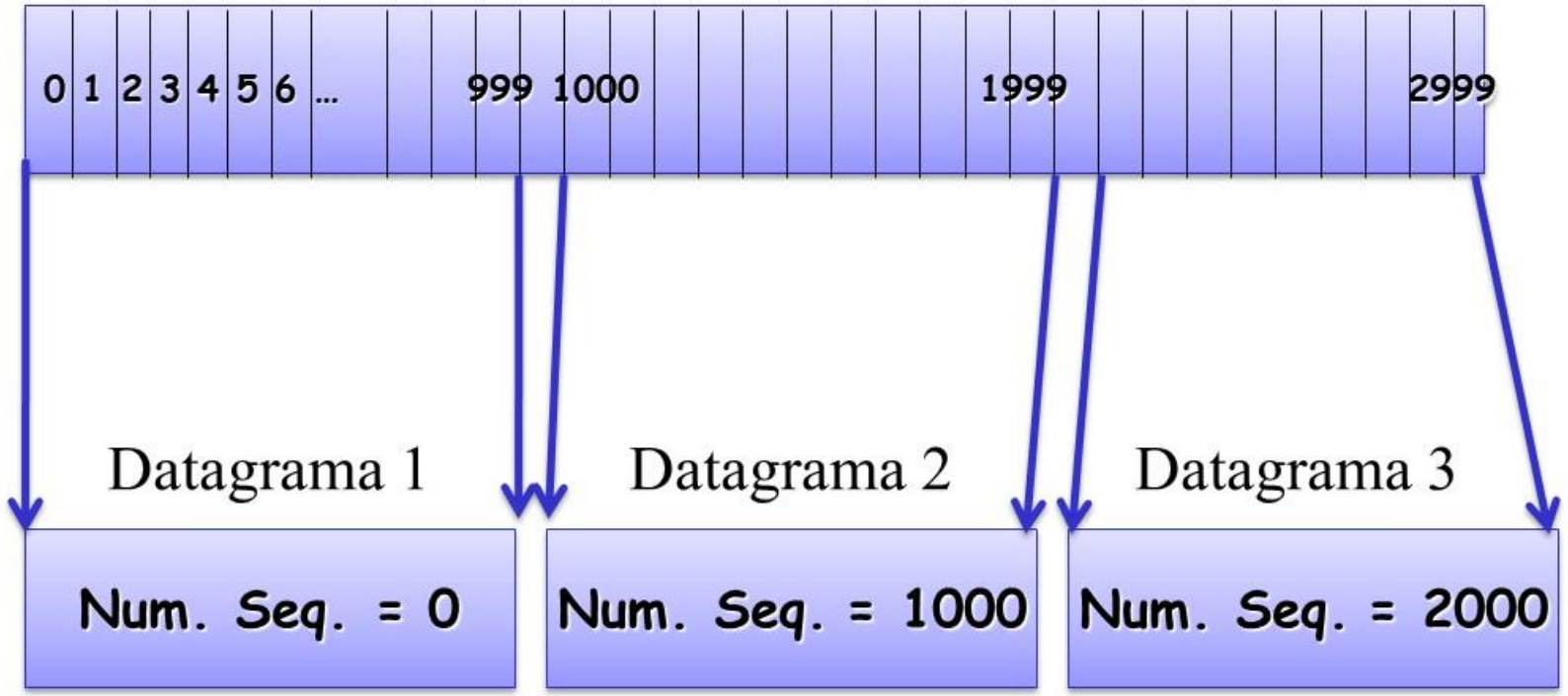
- Número de sequência é usado para ordenar os segmentos
  que porventura tenham sido recebidos fora de ordem e
  para eliminar segmentos duplicados



PROTOCOLO TCP

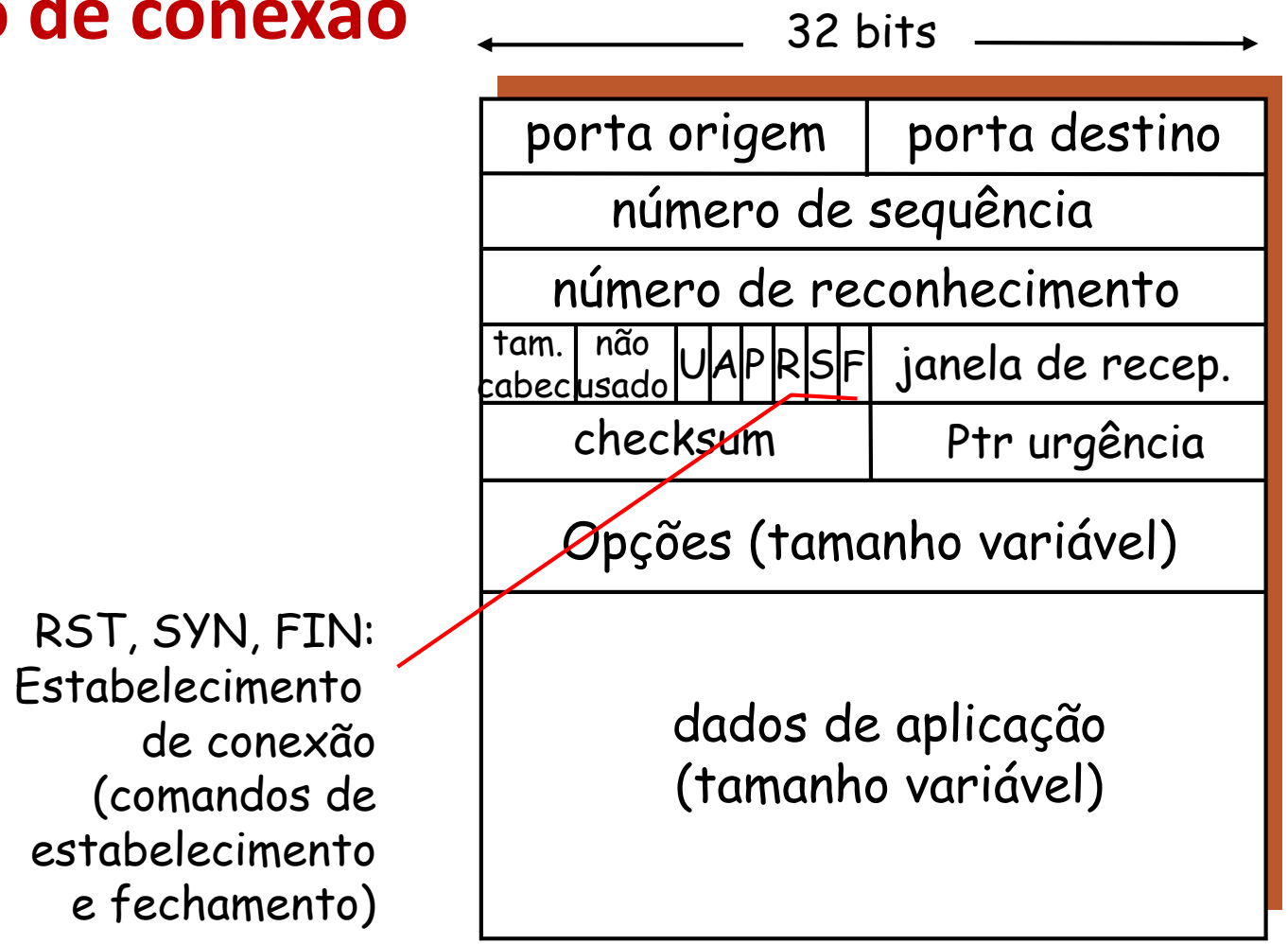
Sequenciamento

- Exemplo:
  - Segmento de 3000 bytes fragmentado em 3 datagramas de 1000 bytes (MSS)



ESTRUTURA DO SEGMENTO TCP

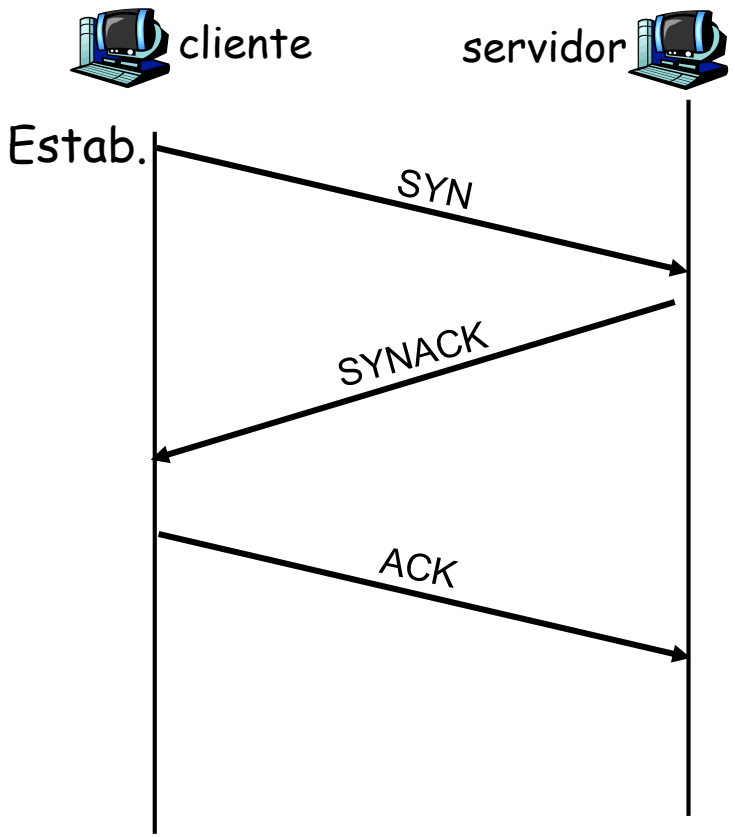
Estabelecimento de conexão



GERENCIAMENTO DA CONEXÃO TCP

Algoritmo three-way handshake

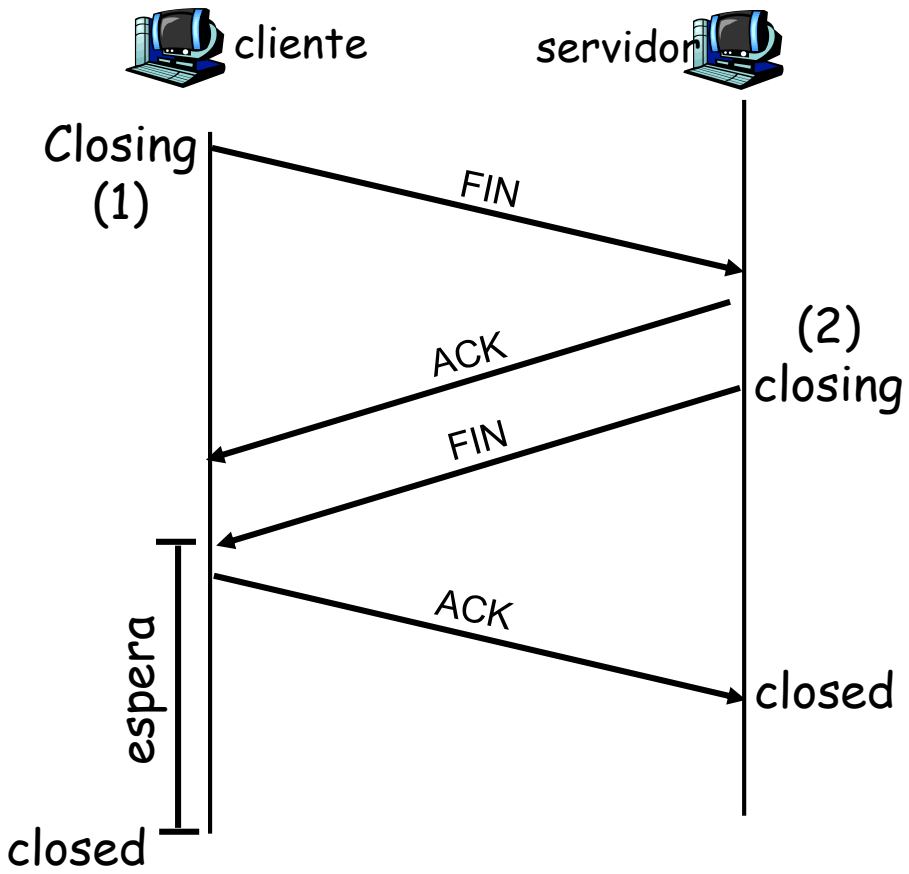
- Passo 1: cliente envia segmento de controle TCP SYN (flag SYN setado a 1) para o servidor
  - Especifica o número inicial de sequência (c_nmseq)
- Passo 2: servidor recebe SYN, responde com o segmento de controle SYNACK
  - Aloca buffers e inicia variáveis da conexão
  - confirma SYN recebido
    - SYN bit é setado a 1
    - Campo ack do segmento TCP é setado com c_nmseq+1
    - Campo número de sequência é setado com o número de sequência inicial do servidor s_nmseq
- Passo 3: Cliente recebe SYN ACK
  - Cliente aloca buffers e variáveis para a conexão
  - Cliente envia ao servidor outro segmento confirmando o SYNACK
    - O cliente coloca o valor s_nmseq+1 no campo ACK do segmento TCP e o bit SYN é setado a 0



GERENCIAMENTO DA CONEXÃO (CONT.)

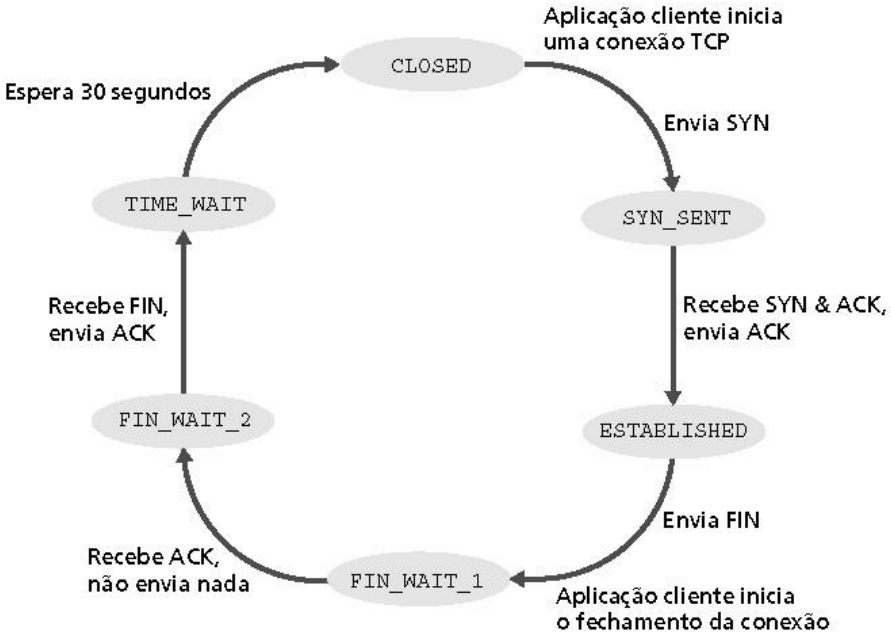
Fechando uma conexão:

- Cliente fecha socket: clientSocket.close();
- Passo 1: cliente envia segmento de controle TCP FIN para o servidor
- Passo 2: servidor recebe FIN, responde com ACK e envia FIN.
- Passo 3: cliente recebe FIN, responde com ACK.
  - Inicia "espera"
- Passo 4: receptor recebe ACK. Conexão fechada.

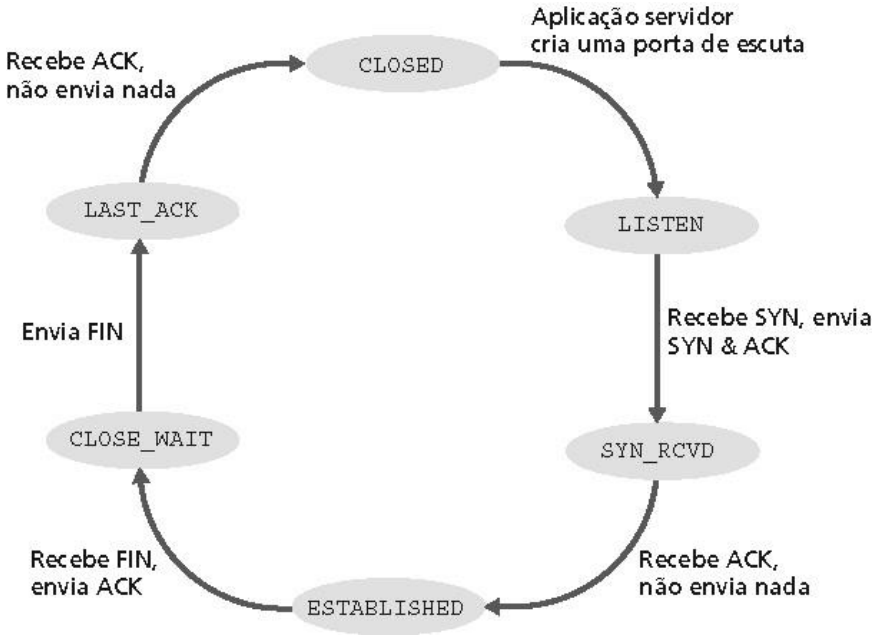


GERENCIAMENTO DA CONEXÃO (CONT.)

Estados da conexão TCP



Estados do cliente

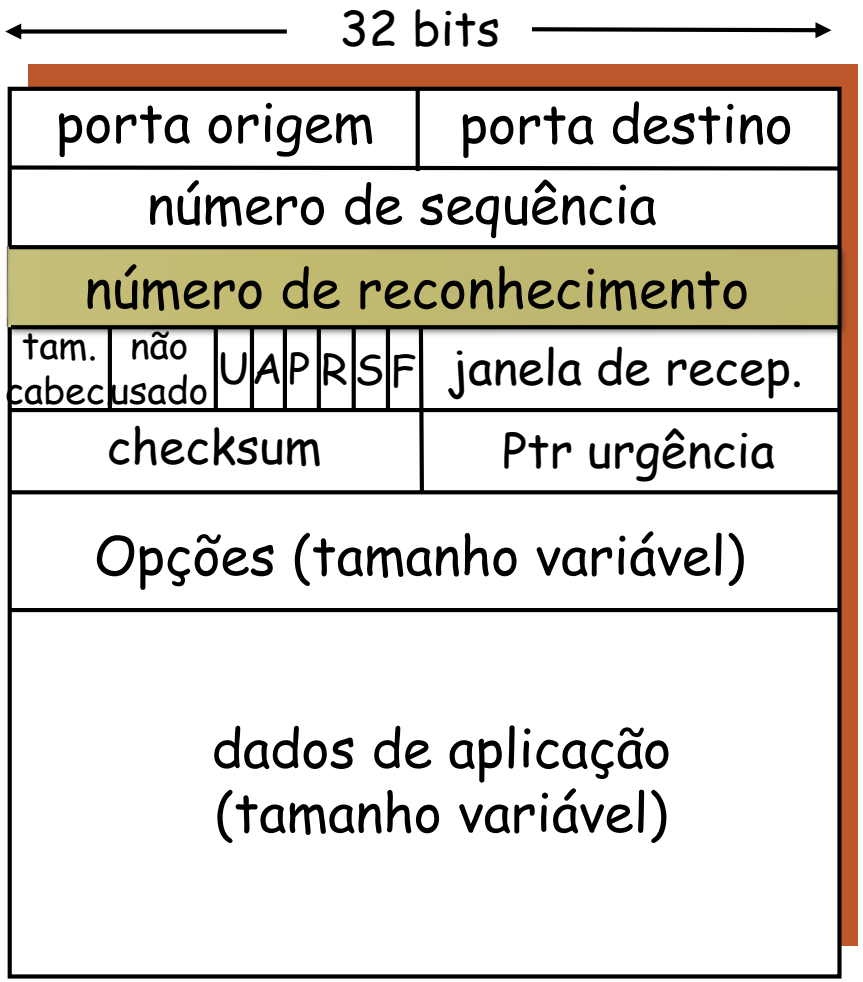


Estados do servidor

ESTRUTURA DO SEGMENTO TCP

Reconhecimento (controle de erro)

- Número do próximo byte aguardado pelo receptor



PROTOCOLO TCP

Reconhecimento

- Consiste do número de sequência do próximo byte que a entidade TCP receptora espera receber do TCP emissor
- Exemplo
  - Se número de reconhecimento X for transmitido no ACK
    - Indica que a entidade TCP receptora recebeu corretamente os bytes com número de sequência menores que X
    - Ela espera receber o byte X na próxima mensagem
- Segmentos carregam de carona (*piggybacking*) um reconhecimento

TCP: RECONHECIMENTO

Número de sequência:

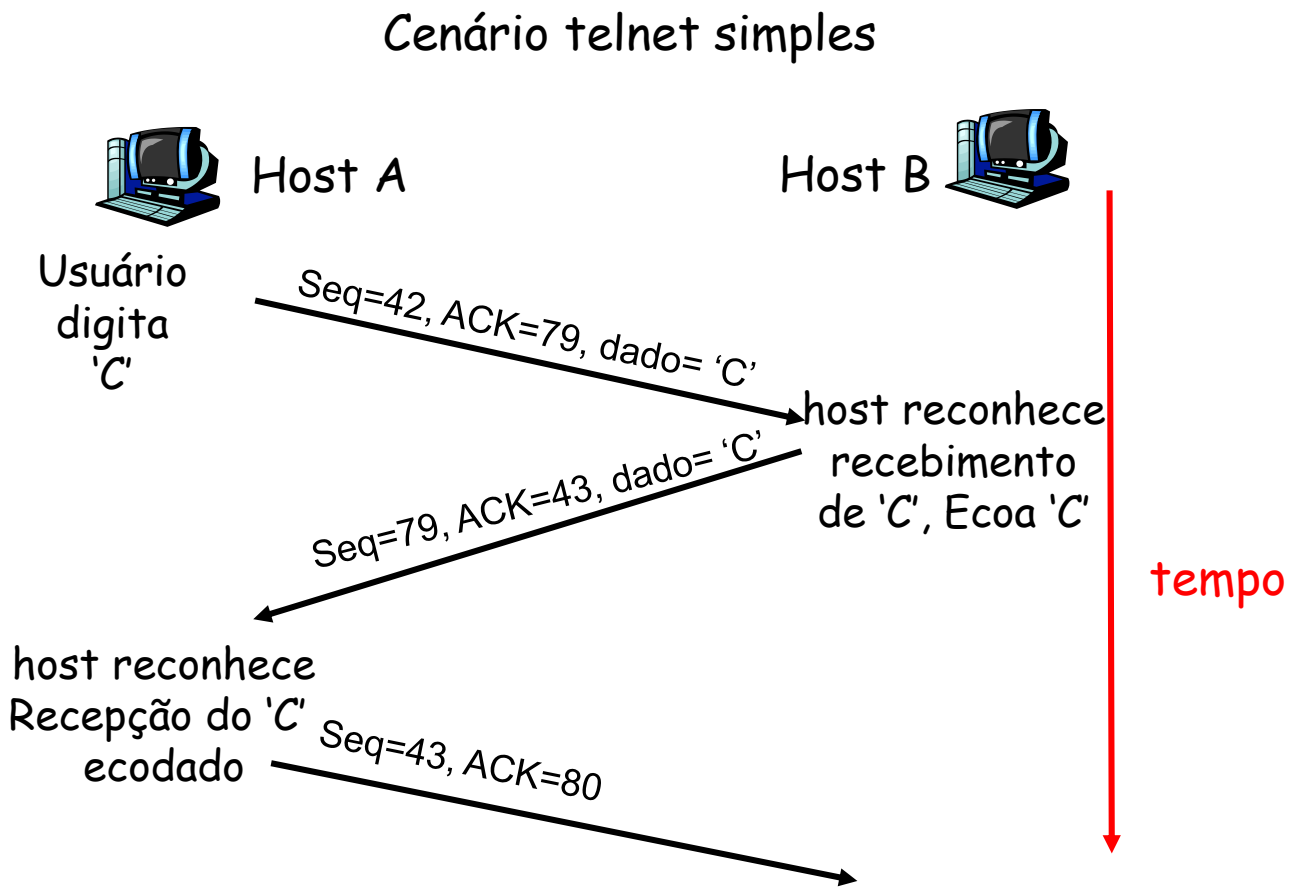
- Número do primeiro byte da string

Reconhecimento:

- Número de sequência do próximo byte esperado

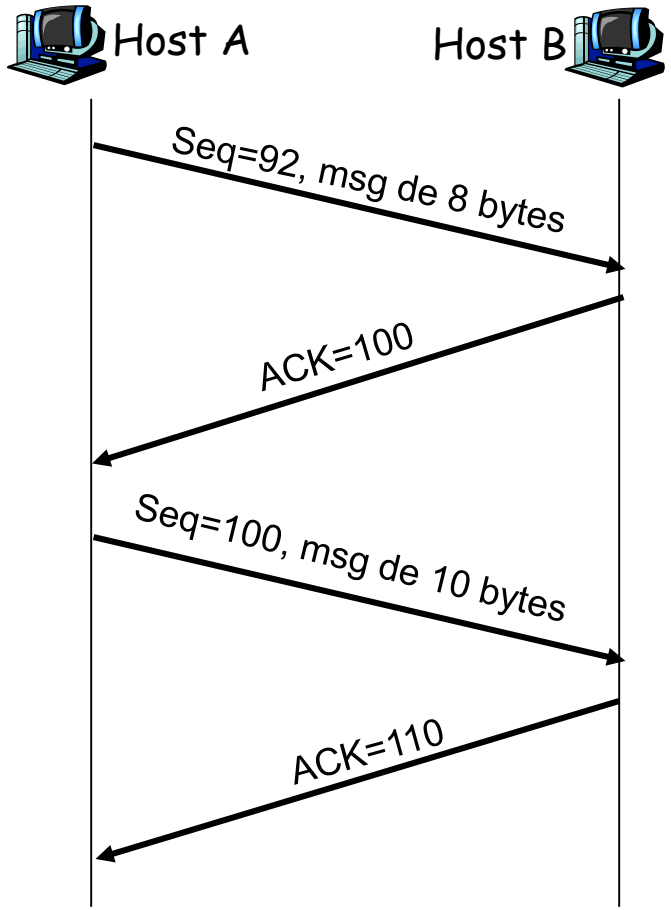
Sequenciamento:

- especificação do TCP não define
  - deixado ao implementador



TCP: RECONHECIMENTO

Outro cenário



PROTOCOLO TCP

Retransmissões

- Quando uma entidade TCP transmite um segmento
  - Ela coloca uma cópia do segmento em uma fila de retransmissão e dispara um temporizador
  - Caso o reconhecimento do segmento é recebido
    - o segmento é retirado desta fila
  - Caso o reconhecimento não ocorra antes do temporizador expirar
    - Segmento é retransmitido

TCP: TRANSFERÊNCIA DE DADOS CONFIÁVEL

Evento: dados recebidos da aplicação acima

Cria, envia segmento com seq=y
Lança temporização

transmissor simplificado, assumindo que não há controle de fluxo nem de congestionamento

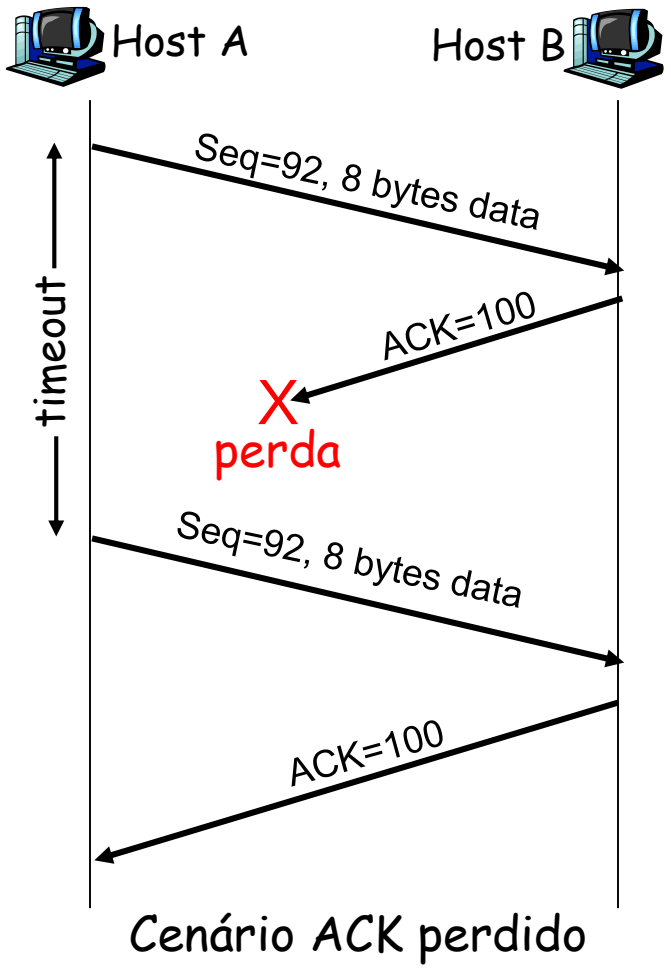
evento: temporização esgotada para segmento com seq = y

retransmite segmento

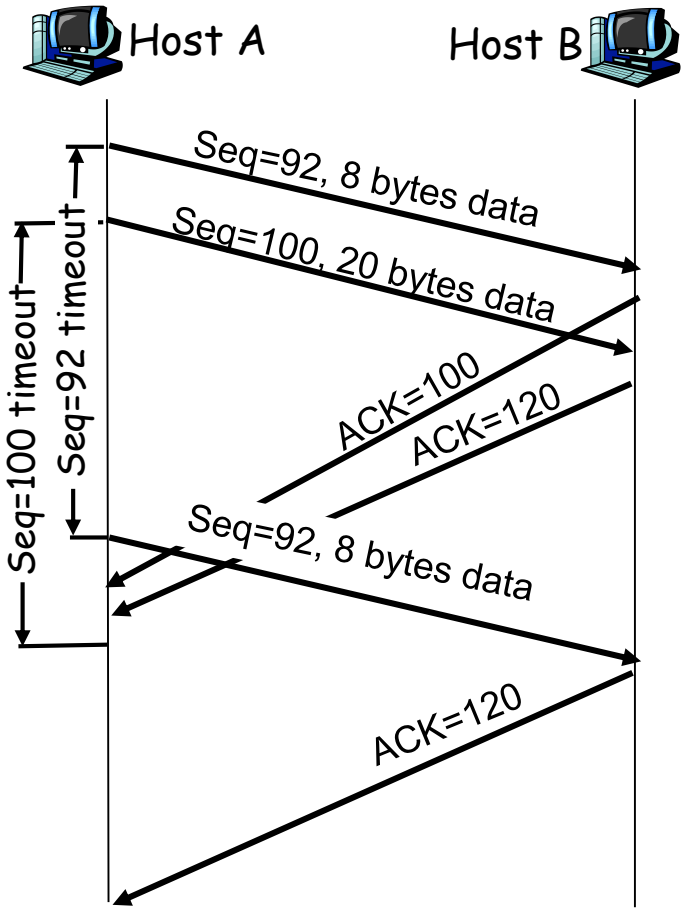
evento: ACK recebido, com número de ACK > y

processamento do ACK

TCP: CENÁRIOS DE RETRANSMISSÃO



Cenário ACK perdido



Timeout prematuro,
ACKs acumulativo

TCP: TEMPO DE RESPOSTA (RTT) E TEMPORIZAÇÃO

Como escolher valor do temporizador TCP?

- maior que o RTT
  - note: RTT pode variar
- muito curto: temporização prematura
  - gera retransmissões desnecessárias
- muito longo: reação demorada à perda de segmentos

TCP: TEMPO DE RESPOSTA (RTT) E TEMPORIZAÇÃO

Como estimar o RTT

- *SampleRTT*: tempo medido entre a transmissão do segmento e o recebimento do ACK correspondente
- Cada segmento TCP terá seu próprio *sampleRTT*
  - Ignora retransmissões e segmentos reconhecidos de forma cumulativa

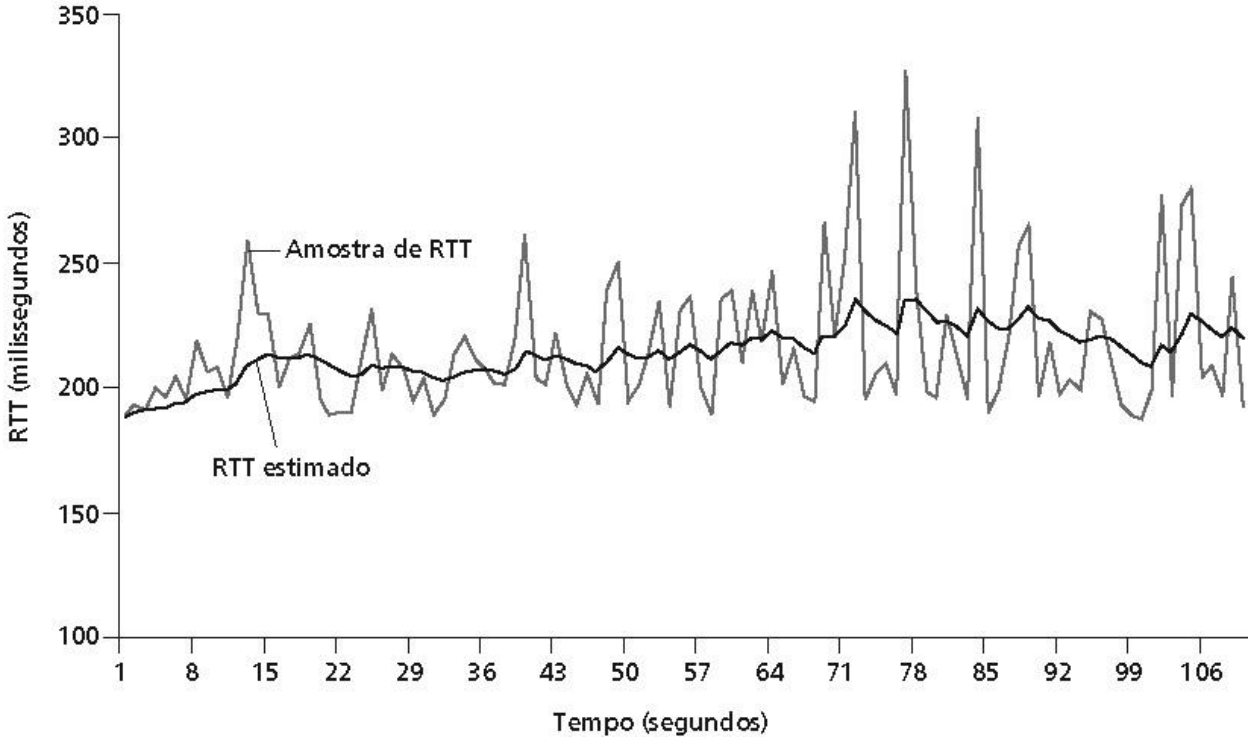
SampleRTT vai variar devido a congestionamento e sistemas finais

- TCP mantém média de *SampleRTT* (*EstimatedRTT*)

TCP: TEMPO DE RESPOSTA (RTT) E TEMPORIZAÇÃO

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

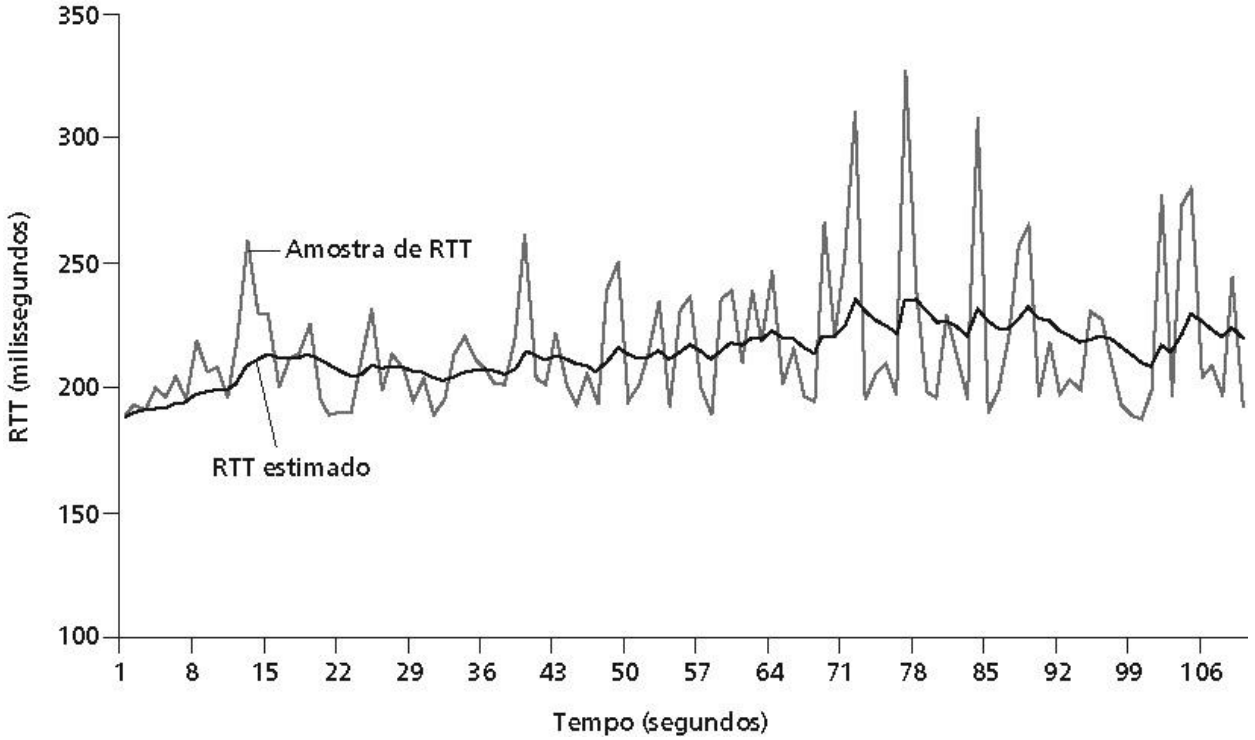
- média corrente exponencialmente ponderada (MMEP)
- valor típico de α= 0,125 (isto é 1/8)



TCP: TEMPO DE RESPOSTA (RTT) E TEMPORIZAÇÃO

EstimatedRTT = (1- 0,125)* EstimatedRTT + 0,125*SampleRTT

- RTT0 = 10ms => EstimatedRTT=10ms
- RTT1 = 12ms => EstimatedRTT= 0,975*10+0,125*12 ms



TCP: TEMPO DE RESPOSTA (RTT) E TEMPORIZAÇÃO

Escolhendo o intervalo de temporização

- Intervalo de temporização = EstimatedRTT mais uma “margem de segurança”
- Se há uma variação grande em EstimatedRTT
  -> margem de segurança maior
- Desvio é uma estimativa de quando SampleRRT tipicamente se desvia de EstimatedRTT (MMPE)

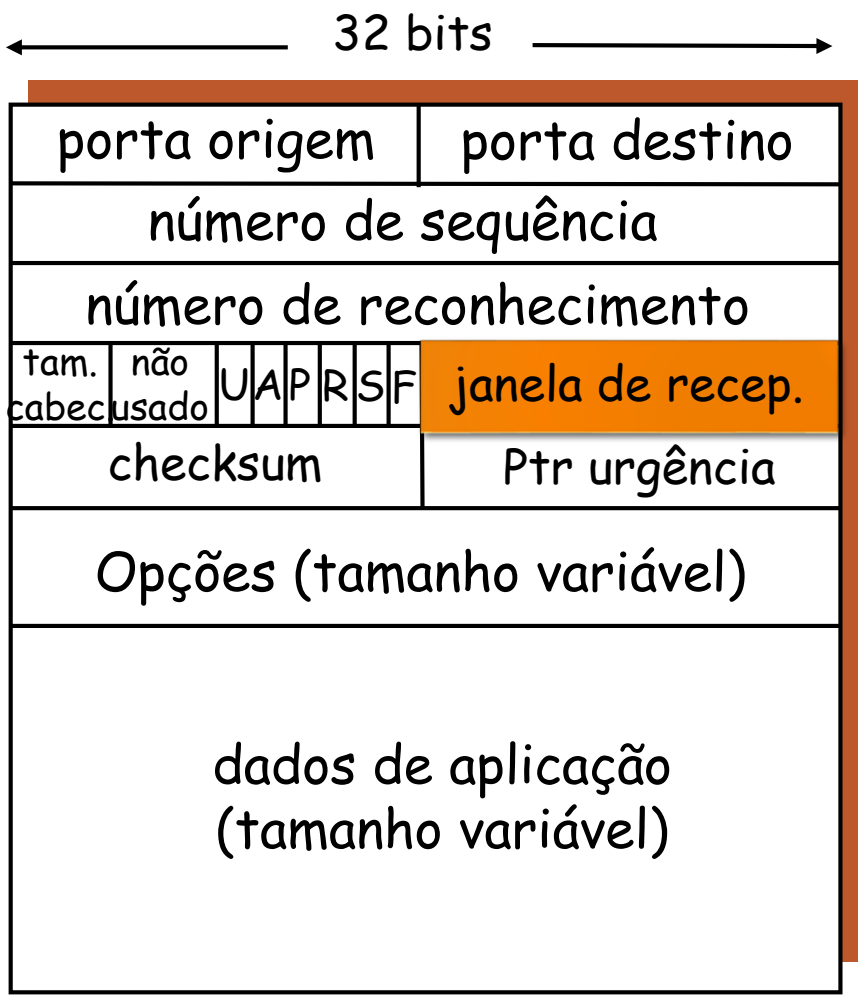
Temporização = RTT_estimado + 4*Desvio

Desvio = (1-β)* Desvio +
β*|RTT_amostra - RTT_estimado|

β = 0.25 (valor típico)

ESTRUTURA DO SEGMENTO TCP

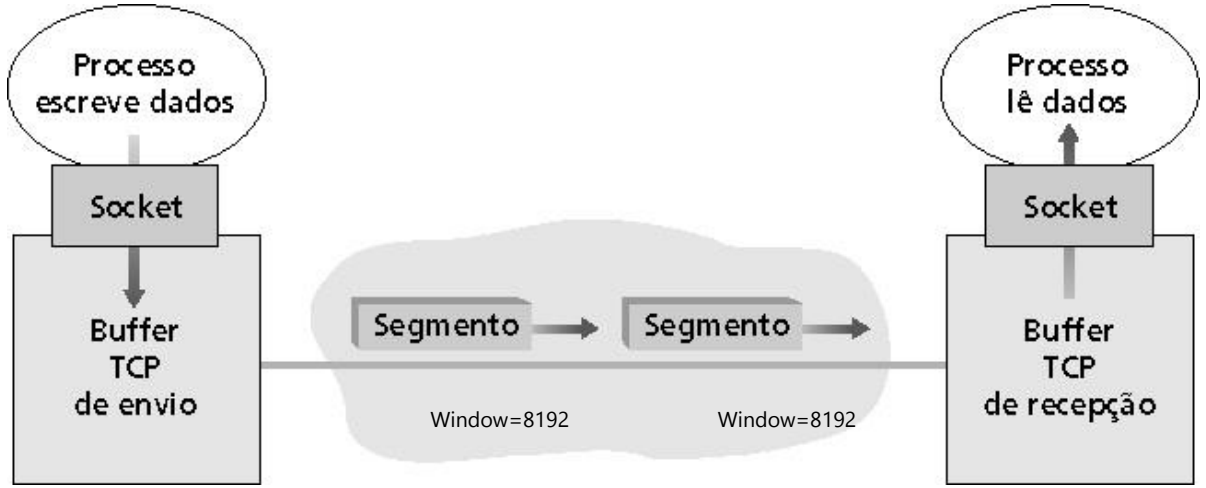
Controle de fluxo



PROTOCOLO TCP

Controle de Fluxo

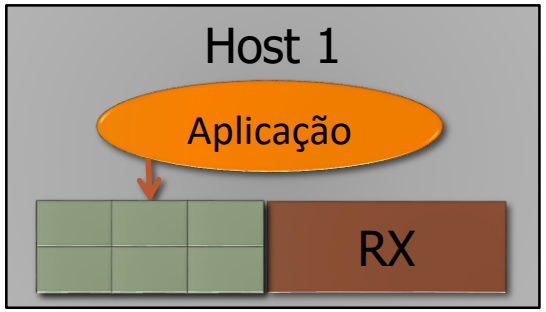
- TCP provê mecanismo para que o transmissor possa determinar o volume de dados que o receptor pode receber
  - Baseia-se no campo Window do pacote: o transmissor do pacote informa o número de bytes que o transmissor tem condições de receber
    - O tamanho da janela de recepção (RcvWindow)

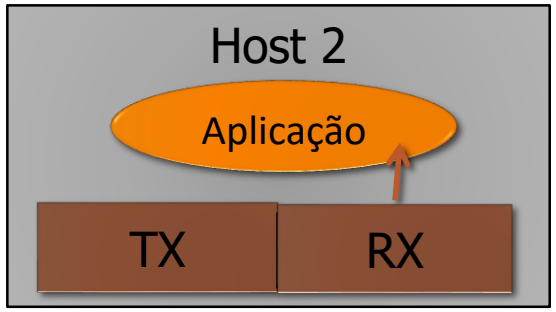


PROTOCOLO TCP

Controle de Fluxo

- TCP provê mecanismo para que o receptor possa determinar o volume de dados que o transmissor pode lhe enviar
  - Baseia-se no envio, junto com o reconhecimento, do número de octetos que o receptor tem condições de receber contados a partir do último octeto da cadeia de dados recebido com sucesso
    - O tamanho da janela de recepção (RcvWindow)

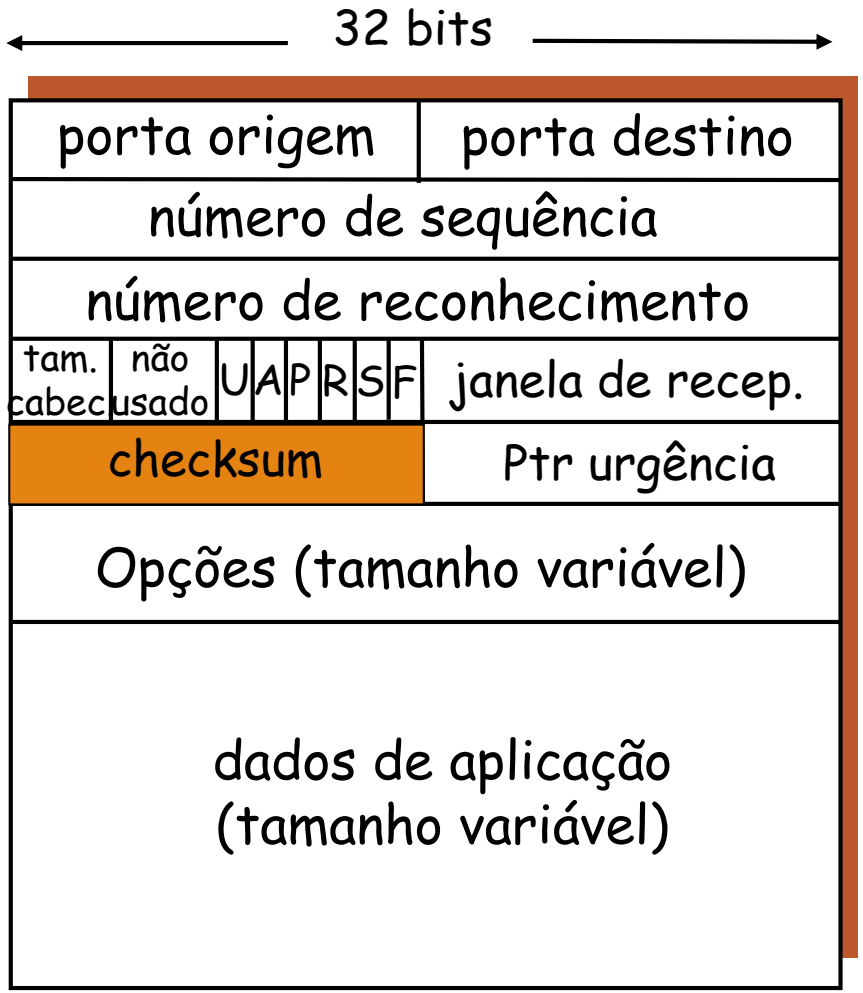




ESTRUTURA DO SEGMENTO TCP

Tratamento de erros

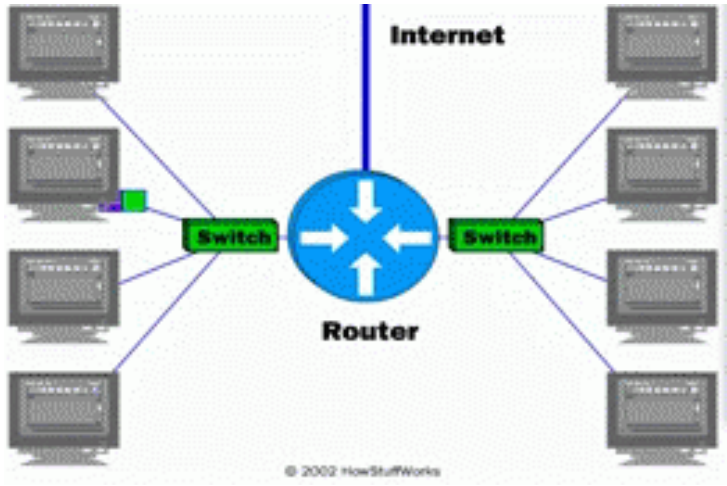
- é adicionado um checksum a cada segmento transmitidos
  - Receptor faz uma verificação e os segmentos danificados são descartados



CONTROLE DE CONGESTIONAMENTO

Congestionamento:

- Informalmente: “Excessivo número de fontes enviando grande quantidade de dados mais rápido que a rede possa manipular”
- Manifestações:
  - Pacotes perdidos (overflow dos buffers nos roteadores)
  - Grandes atrasos (enfileiramento nos buffers dos roteadores)
- Um grande problema de rede!



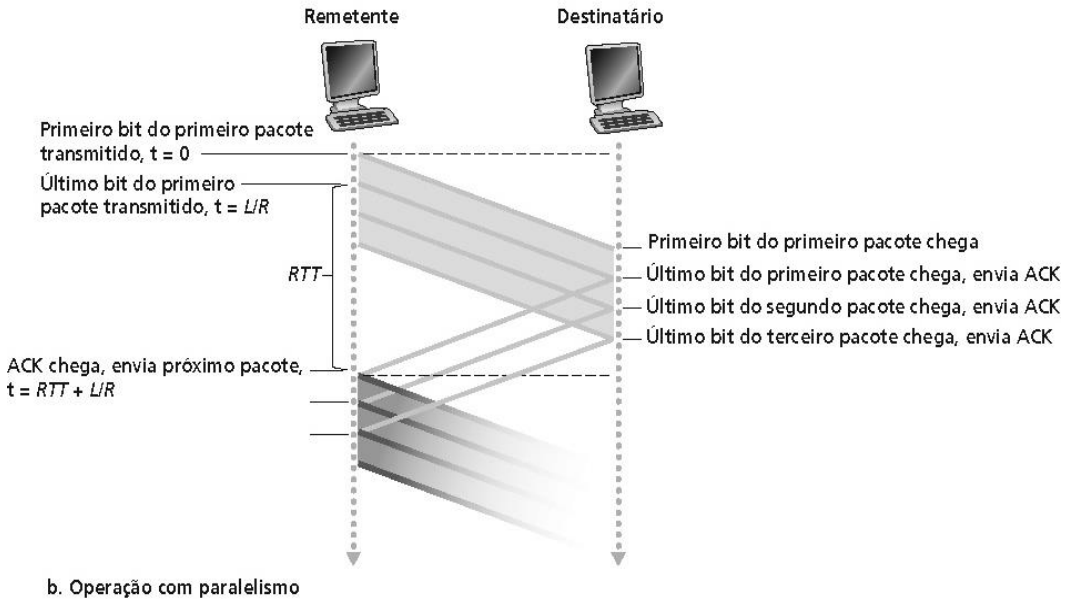
TCP: CONTROLE DE CONGESTIONAMENTO

Controle fim-a-fim (sem assistência da rede)

- Transmissor limita a transmissão:
  - LastByteSent-LastByteAcked ≤ CongWin
- Aproximadamente,

$$\text{Taxa} = \frac{\text{CongWin}}{\text{RTT}} \text{ Bytes/sec}$$

- CongWin é dinâmico, função do nível de congestionamento da rede
- Como o transmissor detecta o congestionamento?
  - Evento de perda = timeout do temporizador ou 3 ACKs duplicados
- Transmissor TCP reduz a taxa (CongWin) após o evento de perda



b. Operação com paralelismo

CONTROLE DE CONGESTIONAMENTO TCP

Partida Lenta

- Quando a conexão começa, CongWin = 1 MSS
  - Exemplo: MSS = 500 bytes e RTT = 200 milissegundos
    - Taxa inicial = 20 kbps
- Largura de banda disponível pode ser >> MSS/RTT
  - Desejável aumentar rapidamente até a taxa respeitável
  - Quando a conexão começa, a taxa aumenta rapidamente de modo exponencial até a ocorrência do primeiro evento de perda
- Na partida lenta a banda oferecida cresce exponencialmente até chegar a um limiar ou ocorrência de perda
  - Na ocorrência da perda recomeça a partida lenta

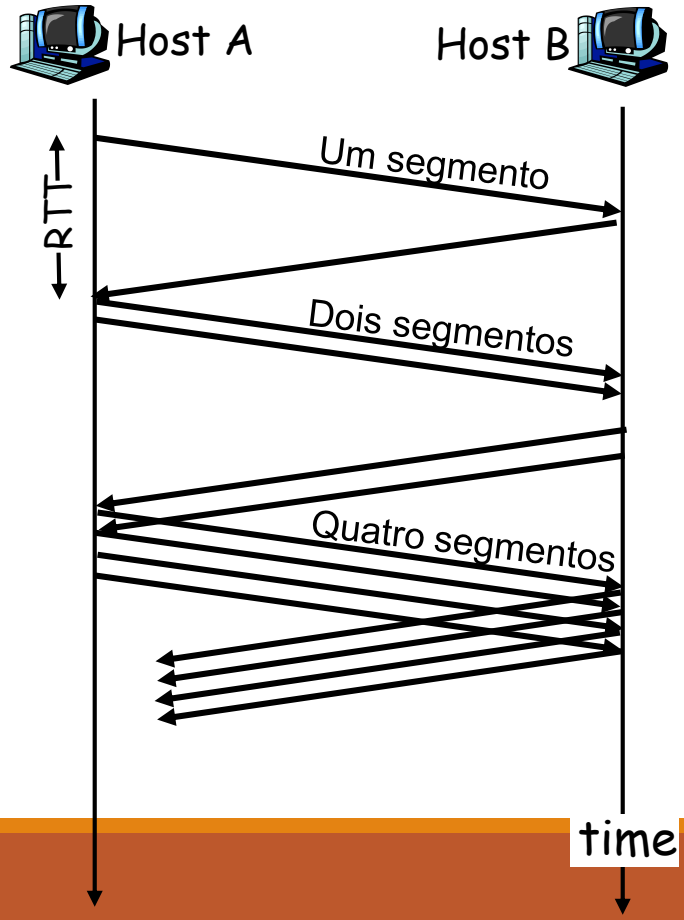
PARTIDA LENTA TCP

Incremento exponencial no tamanho da janela (não muito lenta!)

Evento de perda: timeout e/ou três ACKs duplicados

Algoritmo Partida lenta

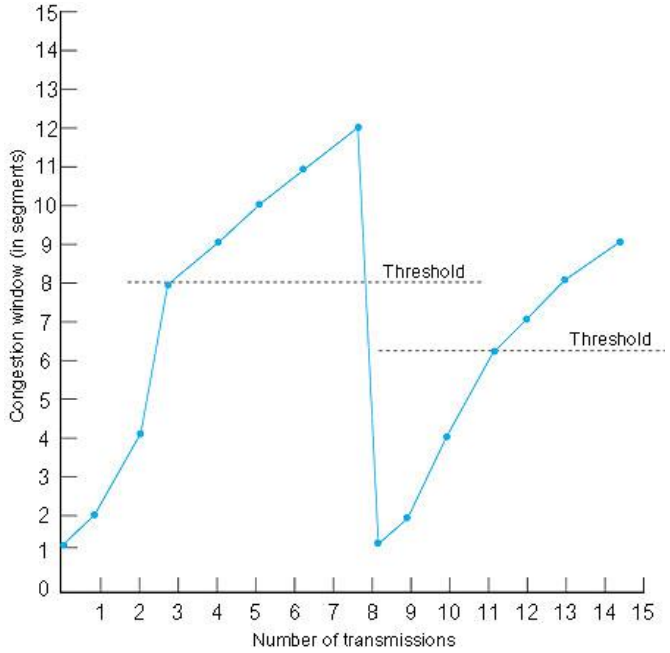
inicializa: Congwin = 1 MSS
Para (cada segm com ack)
    Congwin++
Até (evento de perda OU
    CongWin > threshold)



CONTROLE DE CONGESTIONAMENTO TCP

Fase de partida lenta

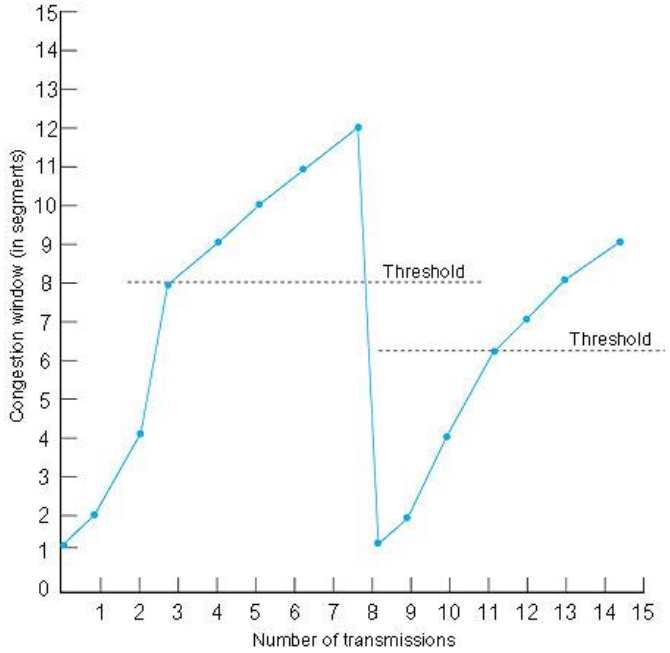
- Termina quando o tamanho da janela excede o valor do threshold
  - Uma vez que a janela de congestionamento é maior que o valor atual do threshold, a janela de congestionamento cresce linearmente (e não mais exponencialmente)
- Esta fase é chamada de prevenção do congestionamento



CONTROLE DE CONGESTIONAMENTO TCP

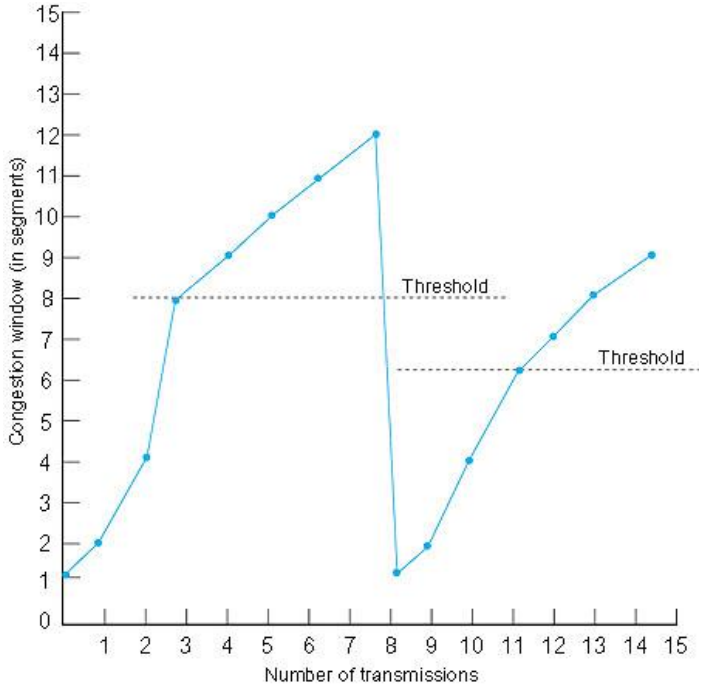
Fase de prevenção de congestionamento

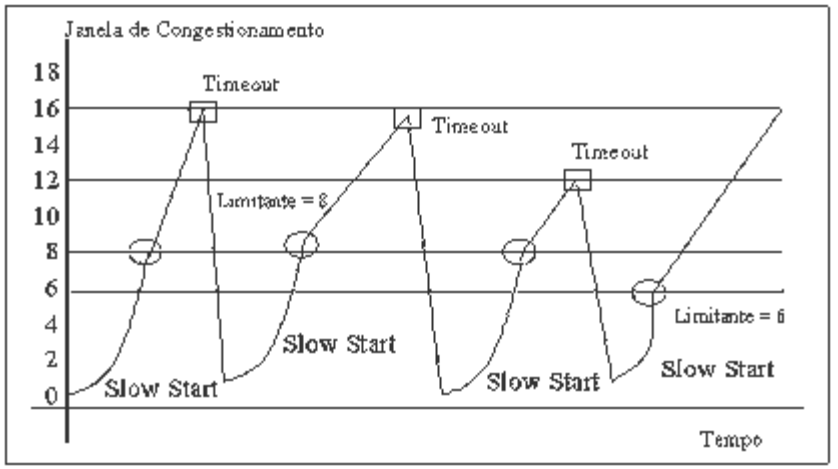
- Mas o tamanho da janela não podem crescer para sempre
- Eventualmente, a taxa TCP será tal que um dos enlaces seja saturado
  - Em que perdas ocorrerão (e resultante timeout no emissor)
- Quando um timeout ocorrer
  - threshold é setado como a metade do valor da janela de congestionamento atual, e a janela de congestionamento é resetada para um MSS
  - Emissor então procede o incremento exponencial da janela de congestionamento usando o procedimento de partida lenta até a janela de congestionamento alcançar o threshold



CONTROLE DE CONGESTIONAMENTO TCP

Fase de prevenção de congestionamento





CONTROLE DE CONGESTIONAMENTO TCP

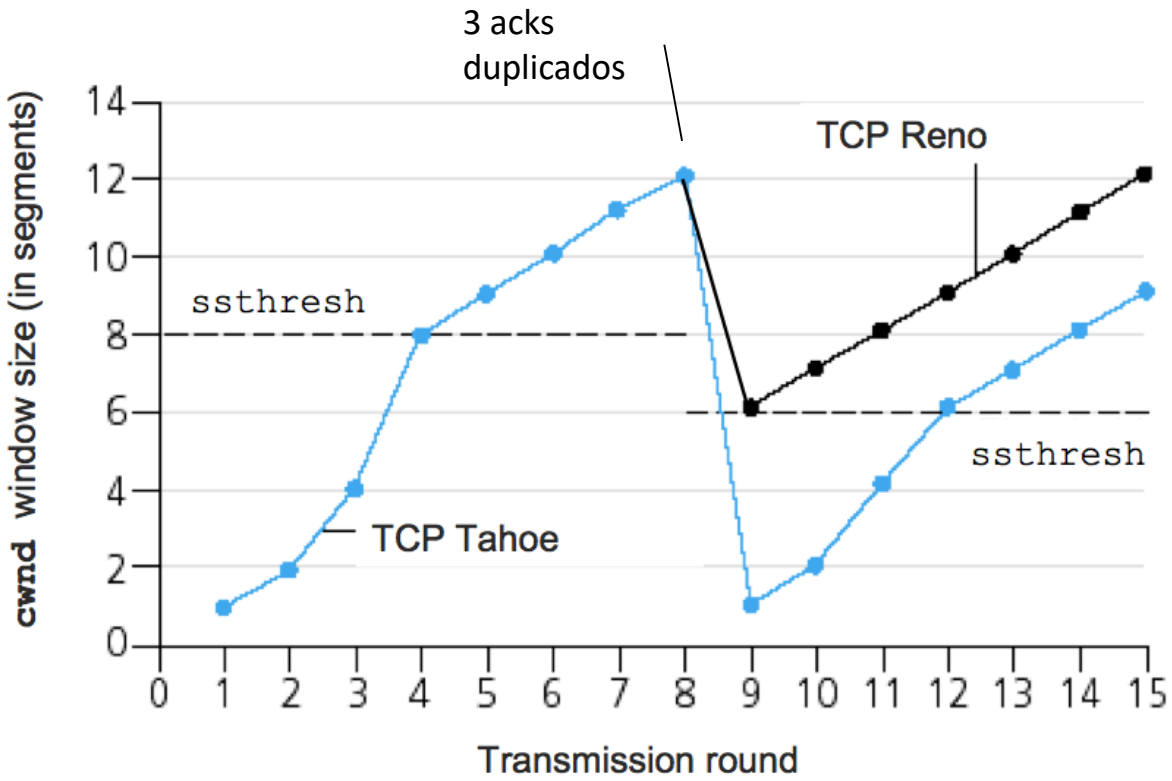
Algoritmo Tahoe

- Primeira implementação, com algoritmos de Partida Lenta, Prevenção de Congestionamento e retransmissão rápida
  - Retransmissão rápida: 3 acks duplicados ocasionam retransmissão do pacote e retorno a partida lenta.
- Com muitas perdas provoca muitos retornos à partida lenta

Algoritmo Reno

- Opera melhor em redes com muitas perdas
- Tem mecanismo de recuperação rápida que cancela a fase de partida lenta após uma retransmissão rápida

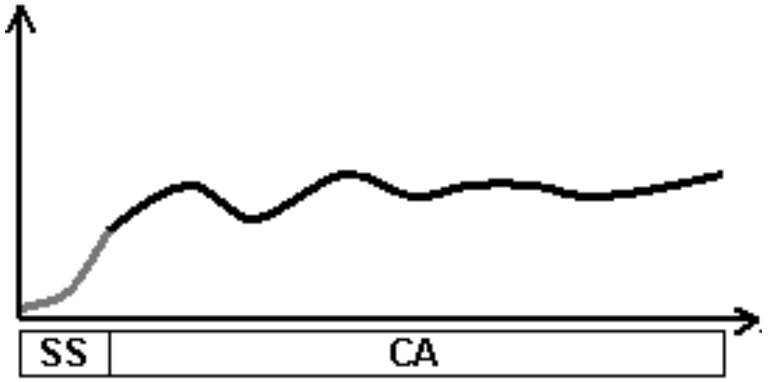
CONTROLE DE CONGESTIONAMENTO TCP



CONTROLE DE CONGESTIONAMENTO TCP

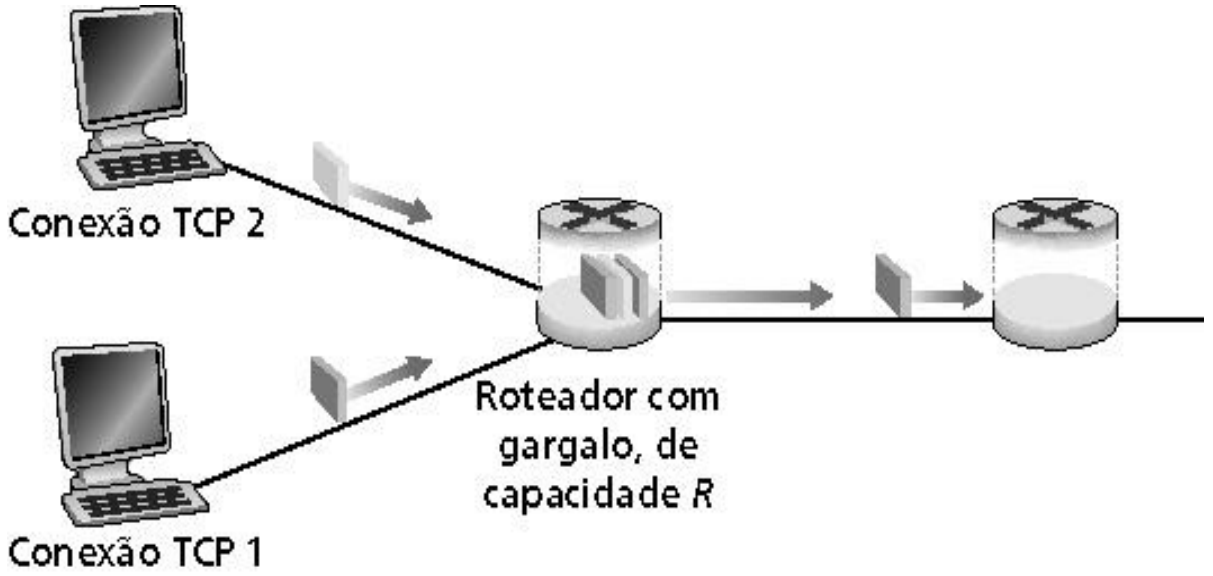
Algoritmo Vegas

- Aumenta o desempenho do Reno
- Tenta evitar o congestionamento mantendo uma boa vazão
- Ideia básica
  - detectar o congestionamento nos roteadores entre a fonte e destino antes da ocorrência da perda
  - reduz a taxa linearmente quando a perda eminente de pacotes é detectada
  - Perda eminente é prevista pela observação do atraso de ida-e-volta
    - Maior o atraso de ida-e-volta dos pacotes, maior o congestionamento nos roteadores



EQUIDADE DO TCP

Objetivo de equidade: se K conexõesTCP compartilham o mesmo enlace de gargalo com largura de banda R, cada uma deve ter taxa média de R/K



EQUIDADE DO TCP

Equidade e conexões TCP paralelas

- Conexões no computador tendem a receber a mesma vazão
- Nada previne as aplicações de abrirem conexões paralelas entre 2 hospedeiros
  - Web browsers fazem isso
- Exemplo: enlace de taxa R suportando 9 conexões;
  - Nova aplicação pede 1 TCP, obtém taxa de R/10
  - Nova aplicação pede 11 TCPs, cada uma obtém R/20!

Equidade e UDP

- Aplicações multimídia normalmente não usam TCP
  - Não querem a taxa estrangulada pelo controle de congestionamento
- Em vez disso, usam UDP:
  - Trafega áudio/vídeo a taxas constantes, toleram perda de pacotes