Redes de Computadores

Controlo da Saturação

Departamento de Informática da
FCT/UNL

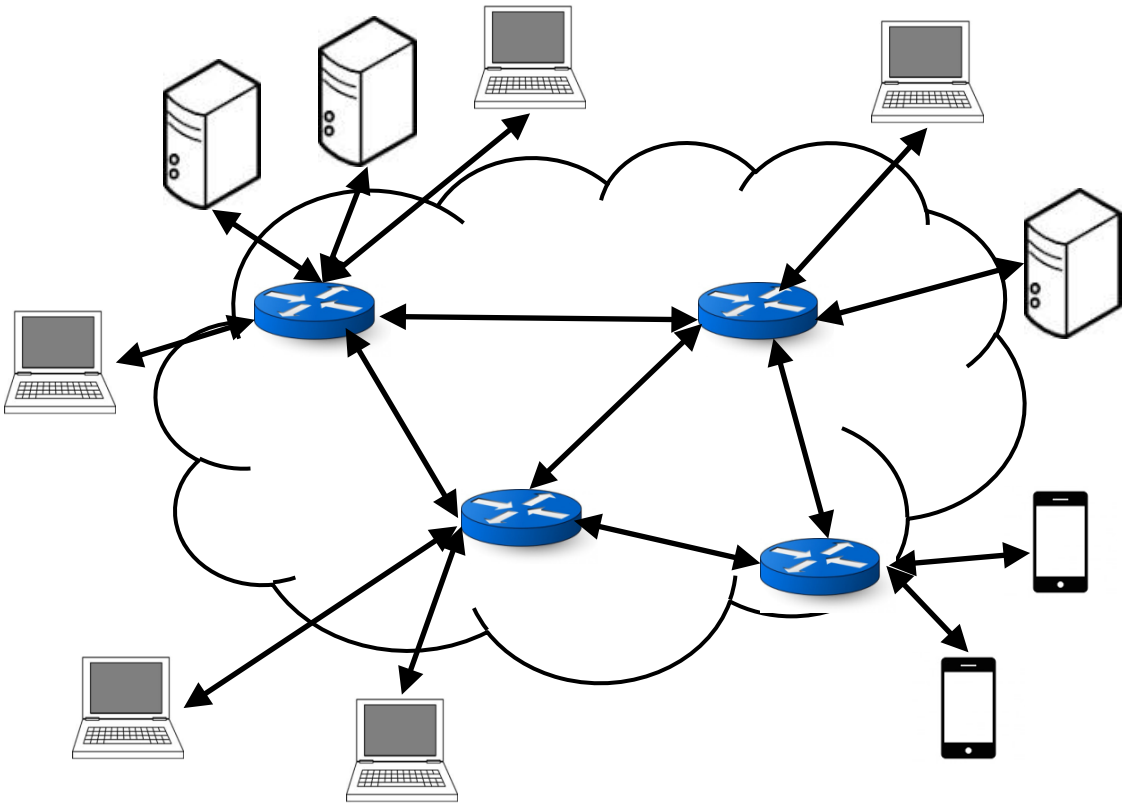
Objetivos do Capítulo

- Com comutação de pacotes e multiplexagem estatística a entrega dos pacotes e o tempo de trânsito não são garantidos
- Por detrás de ambos os comportamentos estão os erros nos canais e as filas de espera existentes nos comutadores
- Aumentar as solicitações para além do que os comutadores comportam pode ser uma estratégia errada
- Como encontrar um ponto de equilíbrio?
- Como é que o protocolo TCP lida com esta situação?

The scientist described what is: the engineer creates what never was.
(O cientista descreve o que é: o engenheiro cria o que nunca existiu.)

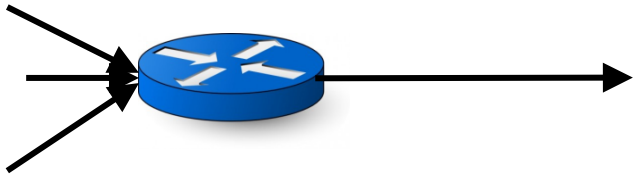
- Autor: *Theodor von Karman – the father of the supersonic flight*

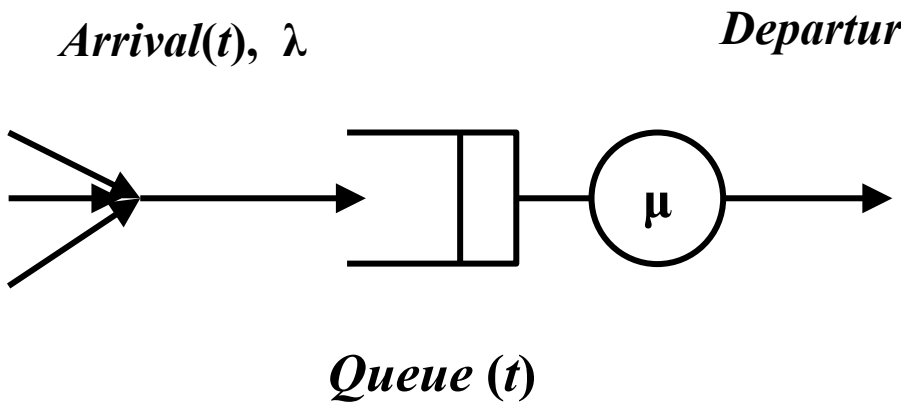
Uma Rede de Paoctes



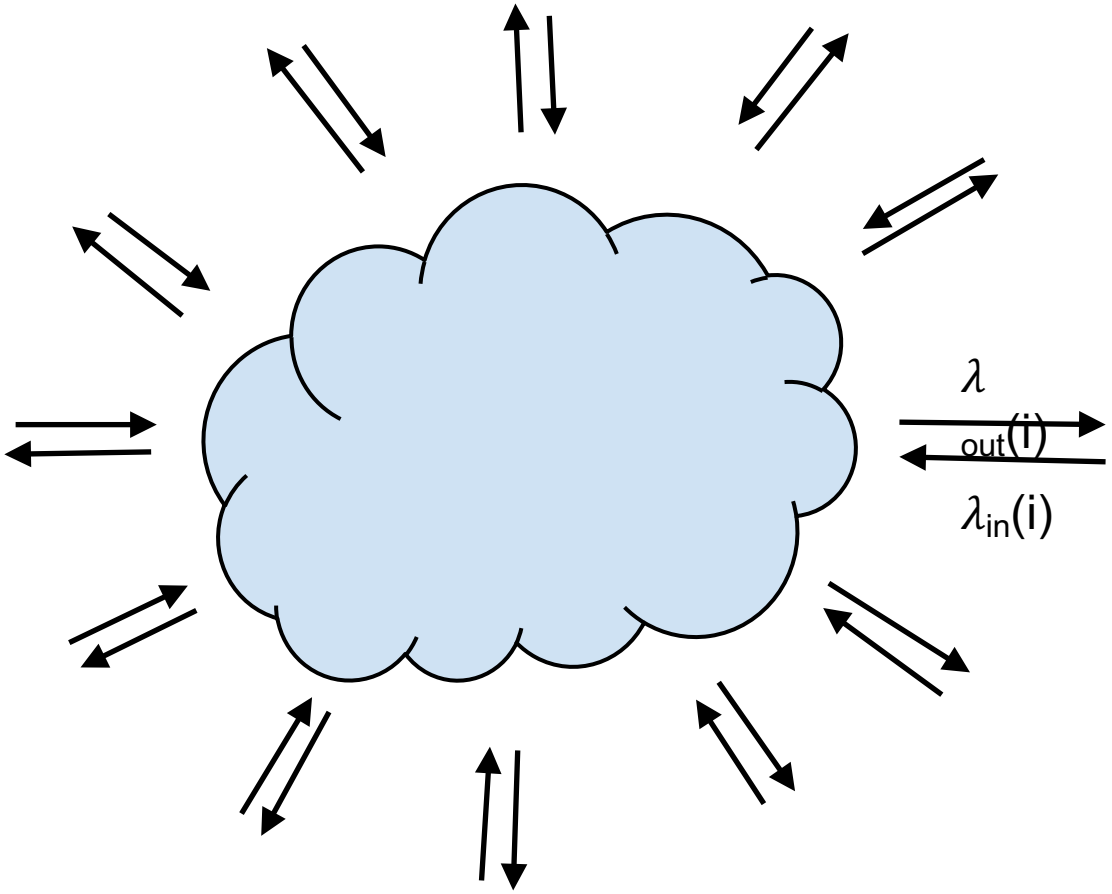
Chegada e Transmissão de Pacotes

Modelo de uma fila de espera FIFO



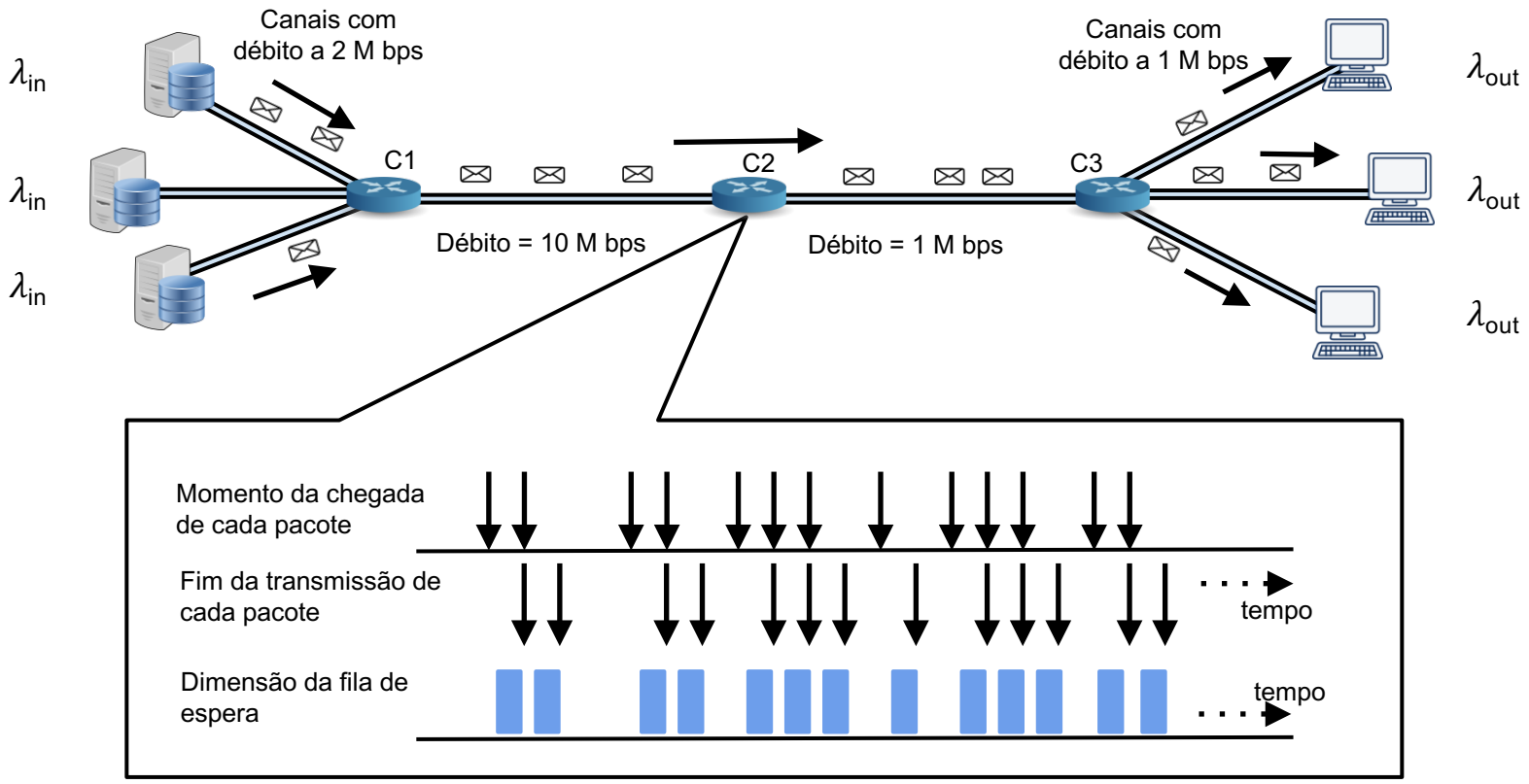


Qual o Comportamento da Rede?

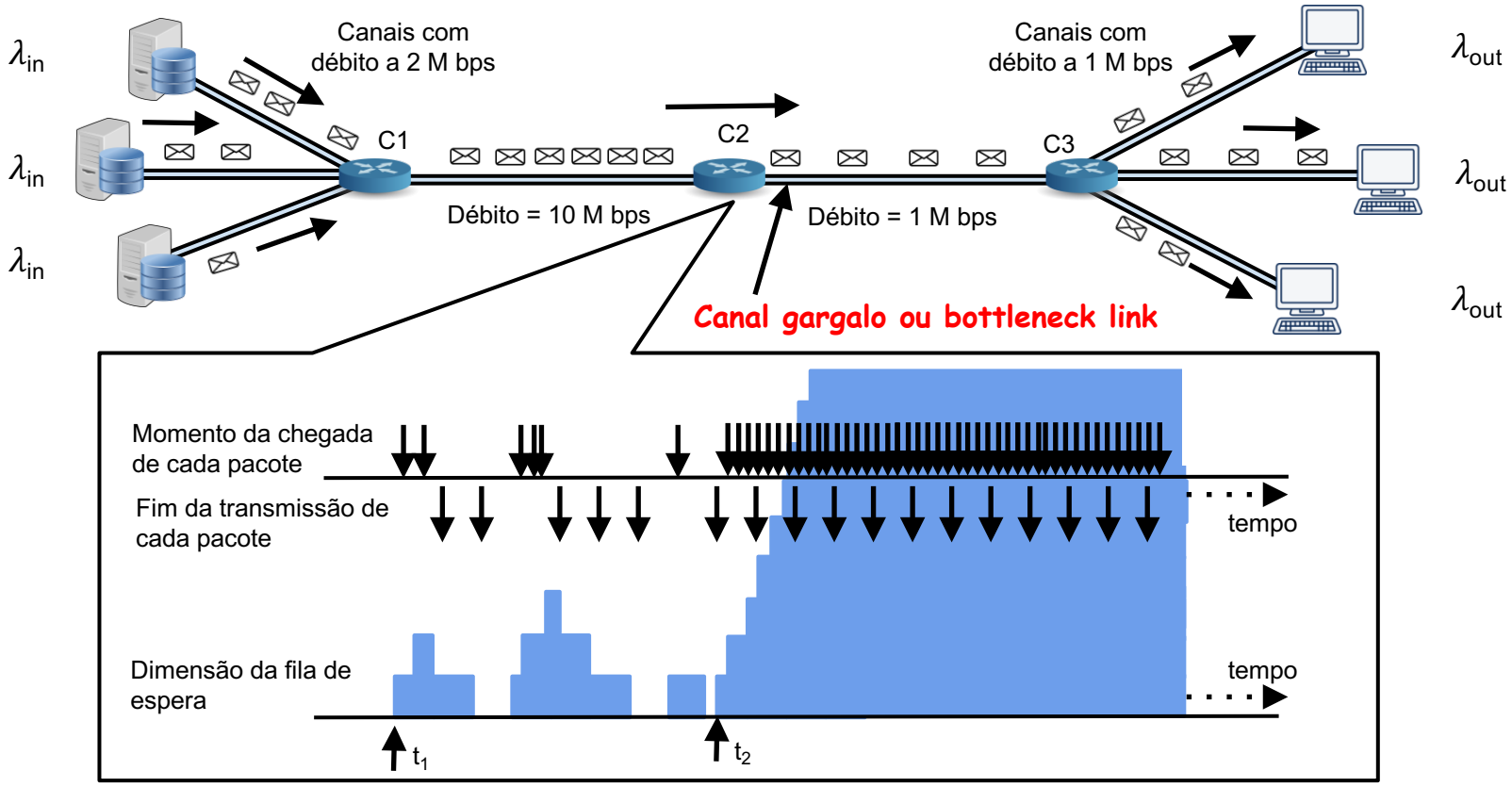


Teoricamente, $\sum \lambda_{out}(i) \approx \sum \lambda_{in}(i)$, mas na prática isso só é verdade numa rede pouco carregada

Rede Pouco Carregada

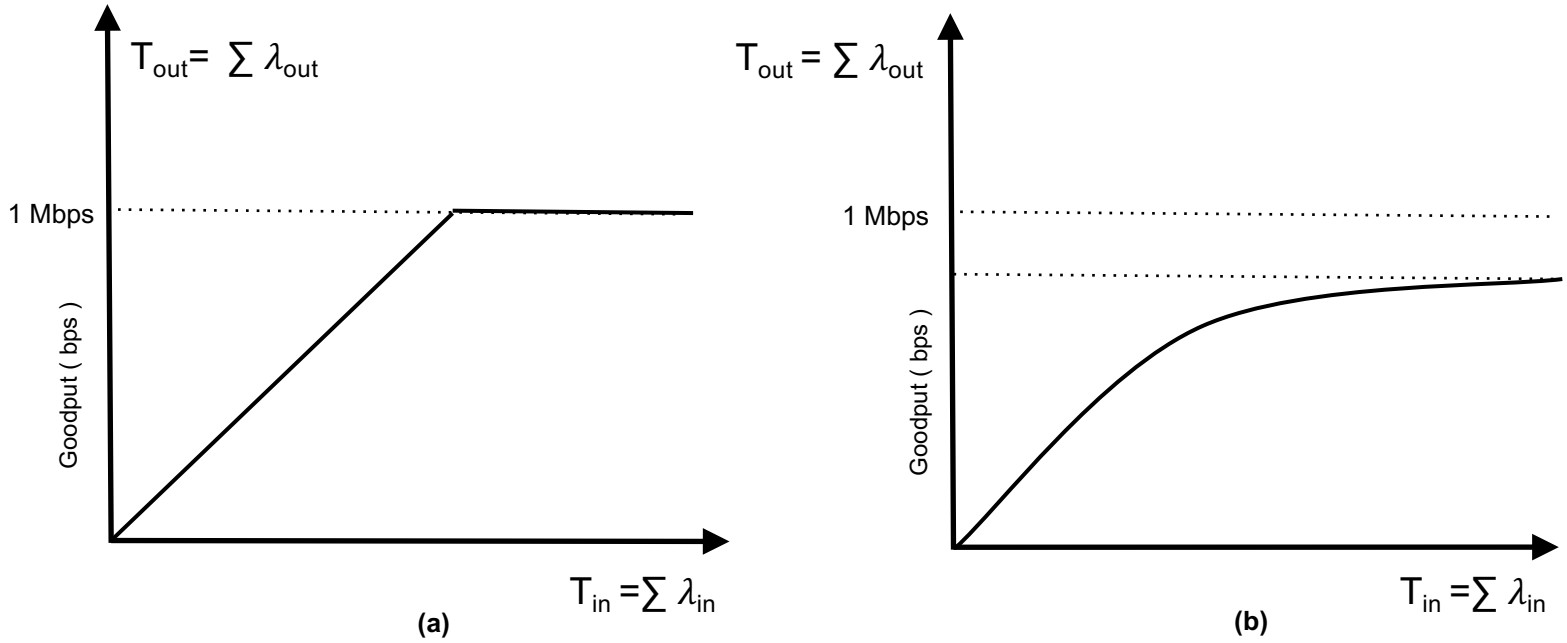


Rede Mais Carregada



A partir de t_2 a carga aumenta

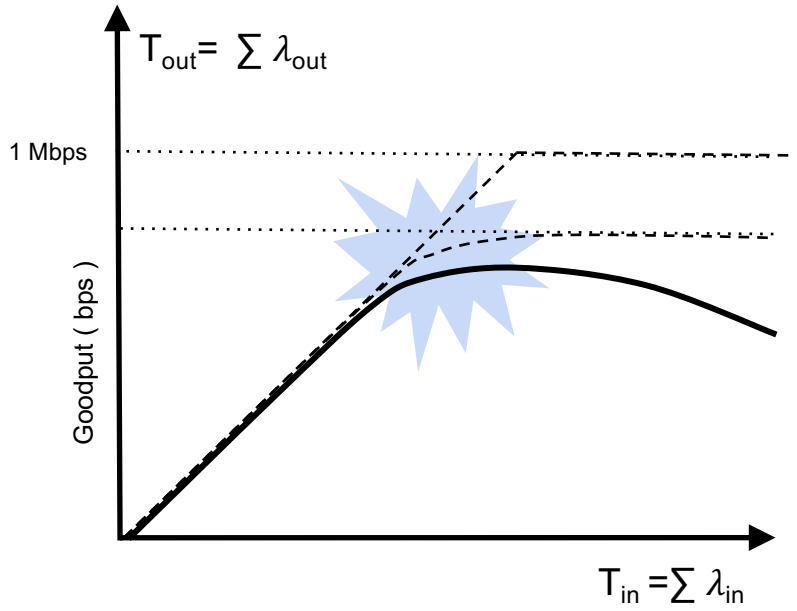
Débito Útil (Goodput)

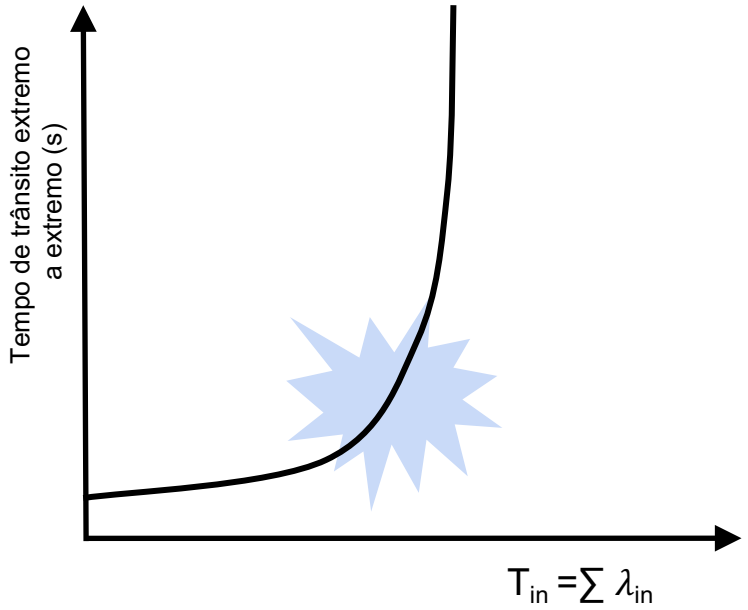


(a) Emissores NÃO retransmitem os pacotes atrasados

(b) Emissores retransmitem os pacotes atrasados

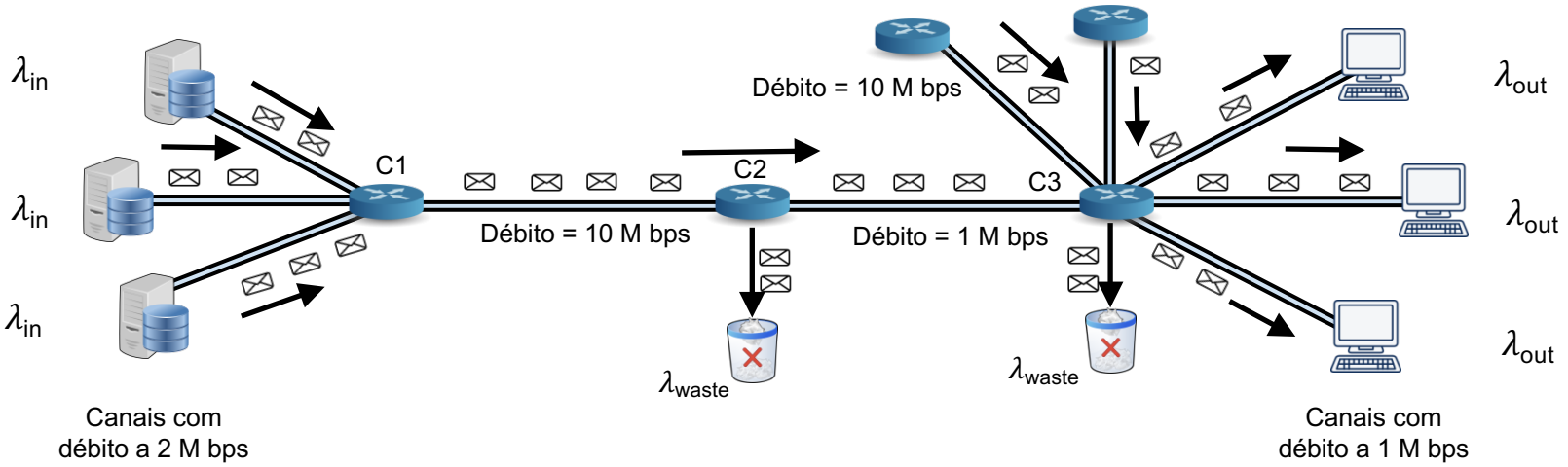
Goodput e Tempo de Trânsito Finais



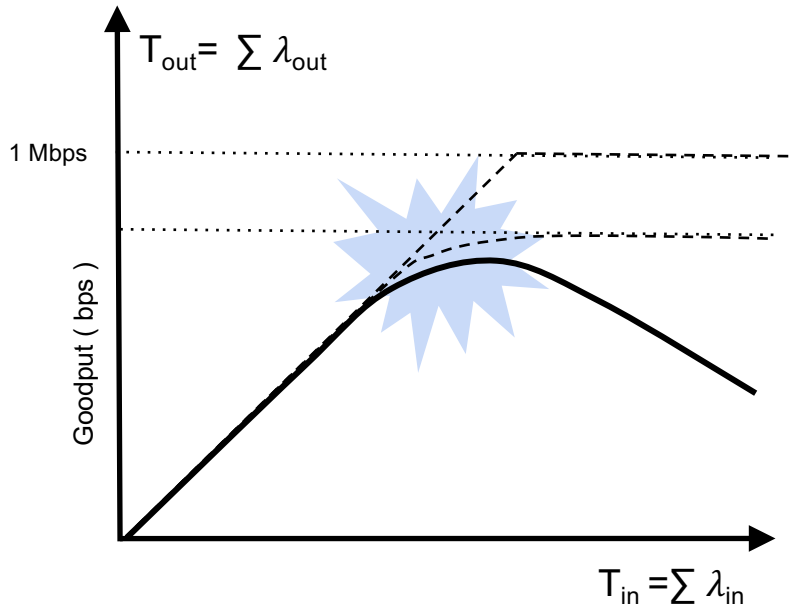


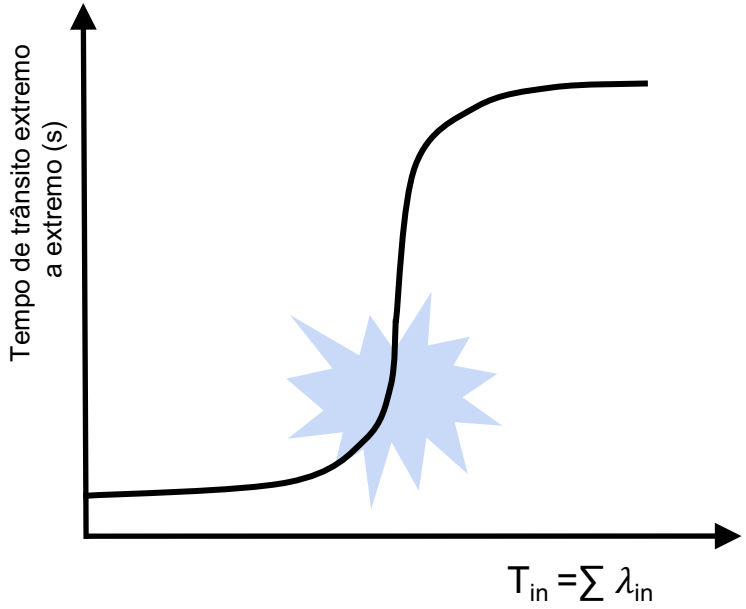
Situação mais realista pois o valor dos alarmes não consegue acompanhar a subida do tempo de trânsito

Supressão de Pacotes



Goodput e Tempo de Trânsito Finais





É Possível Dimensionar a Rede?

- Se for possível caracterizar todos os fluxos de pacotes emitidos por todos os emissores
- Se for conhecida a forma de encaminhamento desses fluxos na rede
- É possível, usando teoria das filas de espera, numa pequena rede, determinar para cada canal qual a capacidade que acomoda as necessidades dos fluxos que o atravessam
- Mas tal é geralmente impossível numa rede real
- Só é mais realista por simulação usando modelos simplificados
- E não seria economicamente viável

Caracterização da Qualidade de Serviço

- Tempo de transito extremo a extremo e sua variância (*jitter*)
- Débito de extremo a extremo e débito útil de extremo a extremo (*throughput* e *goodput)* e sua caracterização
- Taxa de perda de pacotes
- É fácil de a garantir valores (médios, mínimos, ...) ?

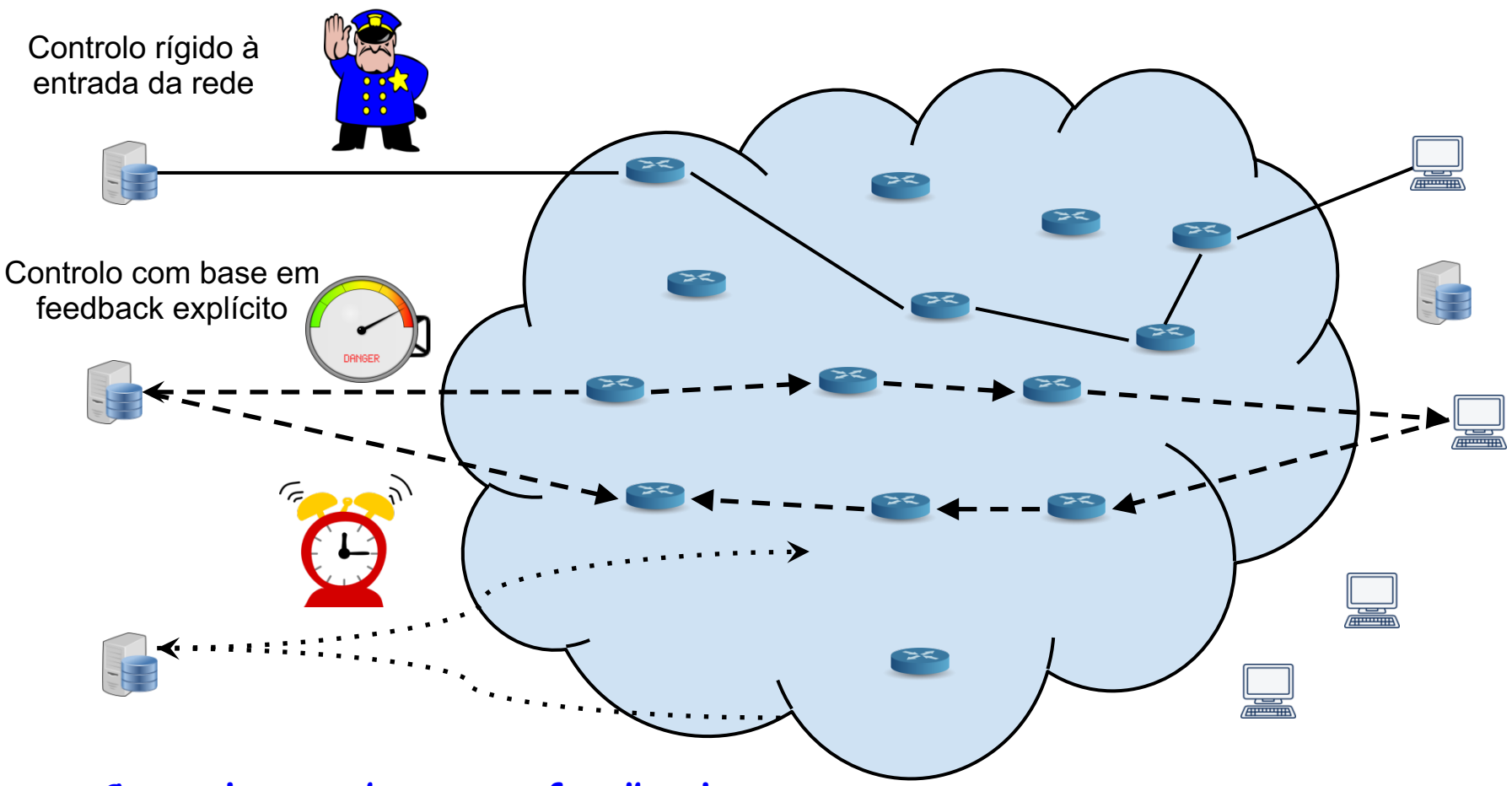
Controlo da Saturação

- Uma rede diz-se saturada quando o conjunto de solicitações de encaminhamento de pacotes que recebe a conduzem a uma situação de colapso, e a quantidade real de pacotes encaminhados é inferior à capacidade efetiva da rede

- Ao conjunto de arquiteturas, protocolos e algoritmos usados para controlar as solicitações à rede, de forma a evitar que esta entre em saturação, chamam-se arquiteturas, protocolos e algoritmos de controlo da saturação

Rede Saturada

Alternativas para Evitar a Saturação

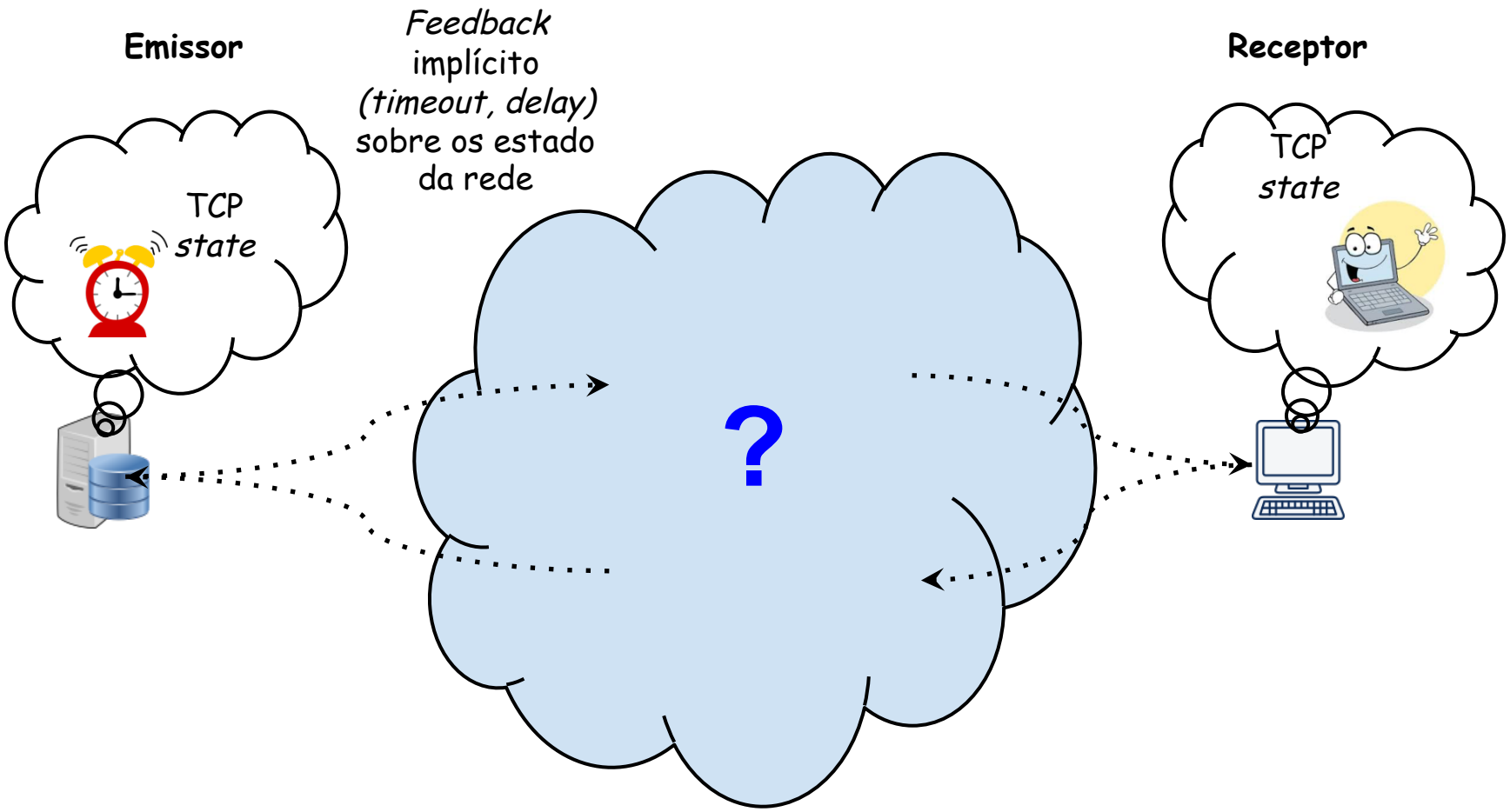


Controlo com base em feedback implícito
(timeout, delay)

TCP e Controlo da Saturação

- Dado normalmente não existir nenhum mecanismo que limite o ritmo de emissão, a saturação da rede seria inevitável
- Isso levou à adoção de mecanismos de controlo ao nível do protocolo TCP cujo mecanismo de controlo da saturação, atuando "voluntariamente", é fundamental para o funcionamento da Internet
- O mecanismo fundamental usado pelo TCP para lidar com a saturação designa-se por AIMD (*additive increase, multiplicative decrease*)

Só é Realista Atuar do Lado do Emissor

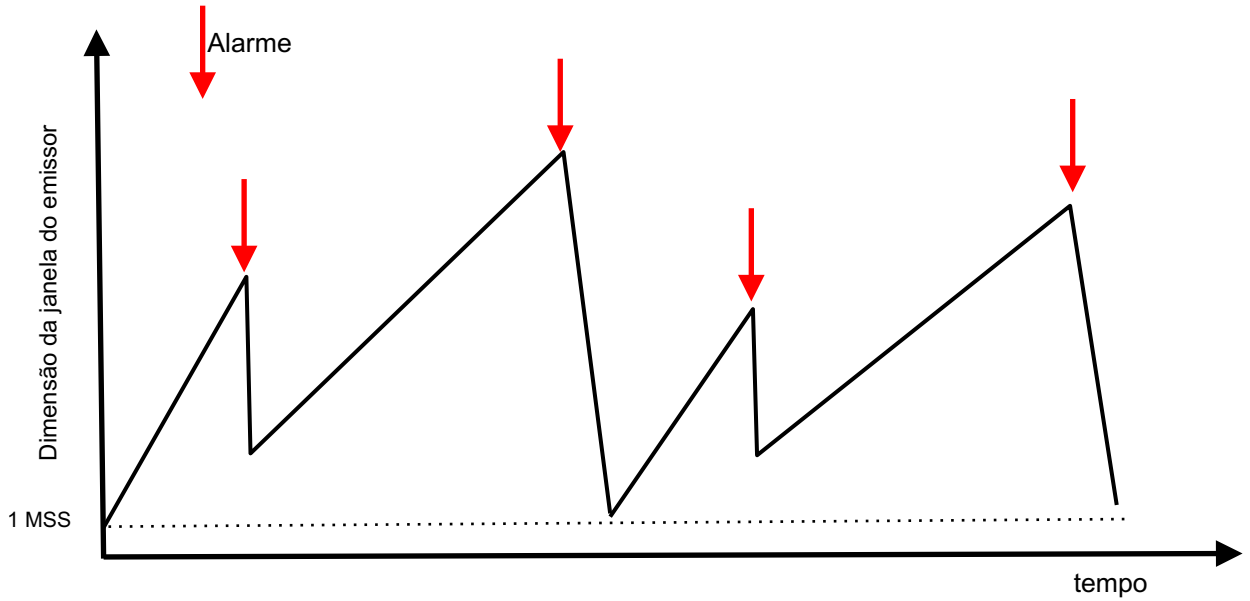


Respostas Possíveis dos Emissores

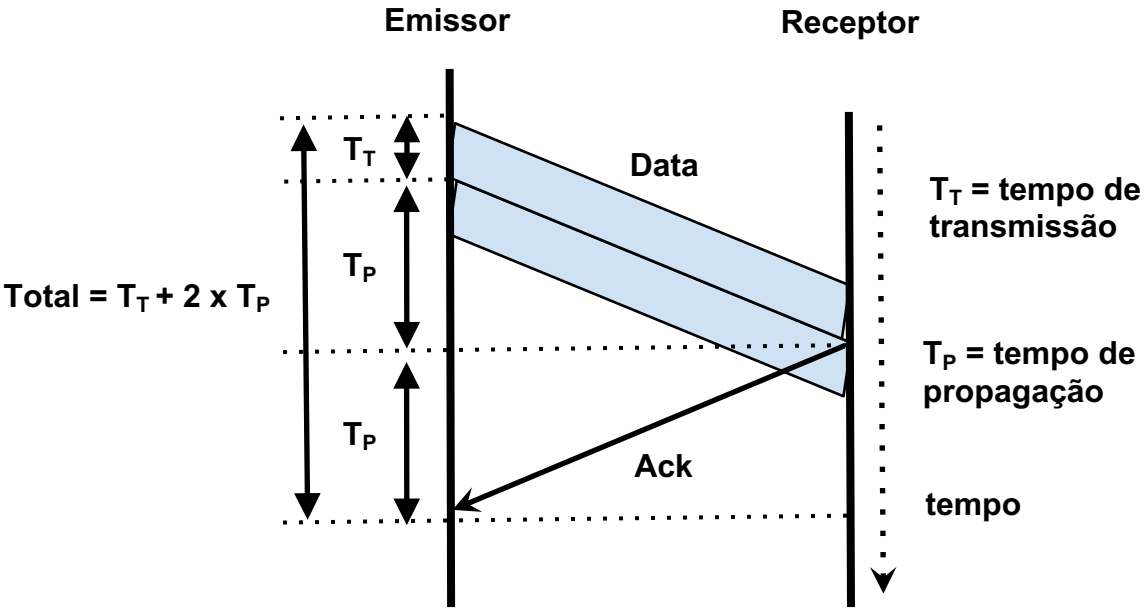
- Ignorar — só piora a situação
- O principal sintoma da saturação é a perda de pacotes (*timeout ou múltiplos ACKs repetidos*) — quando a mesma tem lugar pode-se diminuir o ritmo de emissão — mas quanto?
- Como as filas de espera estão cheias, deve-se adotar um comportamento agressivo — diminuir o ritmo para metade ou mesmo para próximo de zero
- Mas que fazer se os pacotes começam a passar? Deve-se aumentar o ritmo a pouco e pouco

Solução TCP (AIMD)

- Incremento aditivo, recuo multiplicativo (AIMD)
  - A quando da deteção de uma perda de pacote, dividir a janela por dois (recuo multiplicativo)
  - Quando uma janela foi transmitida com sucesso, incrementar a janela a pouco e pouco (aditivamente)



Como Controlar o Débito de Emissão ?



A dimensão da janela de emissão determina o ritmo de emissão. Sempre que o tempo de transmissão é negligenciável face ao RTT, o débito extremo a extremo é dado por:

Débito extremo a extremo = dimensão em bits da janela / RTT

Receiver Window e Congestion window

- Controlo de fluxo — evita a saturação do recetor
  - O emissor TCP sabe qual a dimensão da janela do recetor e evita enviar mais de cada vez que esta dimensão (*sending window ≤ receiverAdvertisedWindow)*
- Controlo de saturação — evita a saturação da rede
  - O emissor tenta estimar o ritmo máximo que não sature a rede em função da deteção de perca de segmentos TCP emitidos (*sending window ≤ congestionWindow*)
- Janela máxima de emissão:

mínimo (*congestionWindow, receiverAdvertisedWindow)*

E no Início?

- Arrancar com um valor arbitrário? Mas que valor?
- Se for com todo o espaço livre na janela do recetor (que se fica a conhecer durante a abertura da conexão) poderá conduzir a um valor muito alto?
- Por exemplo, se a janela inicial for igual a 128 K byte, ou seja quase 80 pacotes de ≈ 1500 bytes.
- Essa foi a solução adotada inicialmente e levava muitas vezes a saturação.
- Arrancar com congWnd = 1 MSS, não leva a saturação mas não levará demasiado tempo a subir a janela com AIMD ?

Exemplo

- Supondo por hipótese que se incrementa a janela de 1 MSS no fim de receber todos os AKCs correspondentes aos segmentos da janela anterior:

  - Segmentos de 1 K Byte (MSS) = 1.024x8 = 8.192 ≈ 8.10^3 ≈ 10^4 bits
  - RTT = 50 ms
  - Capacidade disponível no *bottleneck link* = 100 M bps = 10^8 bps

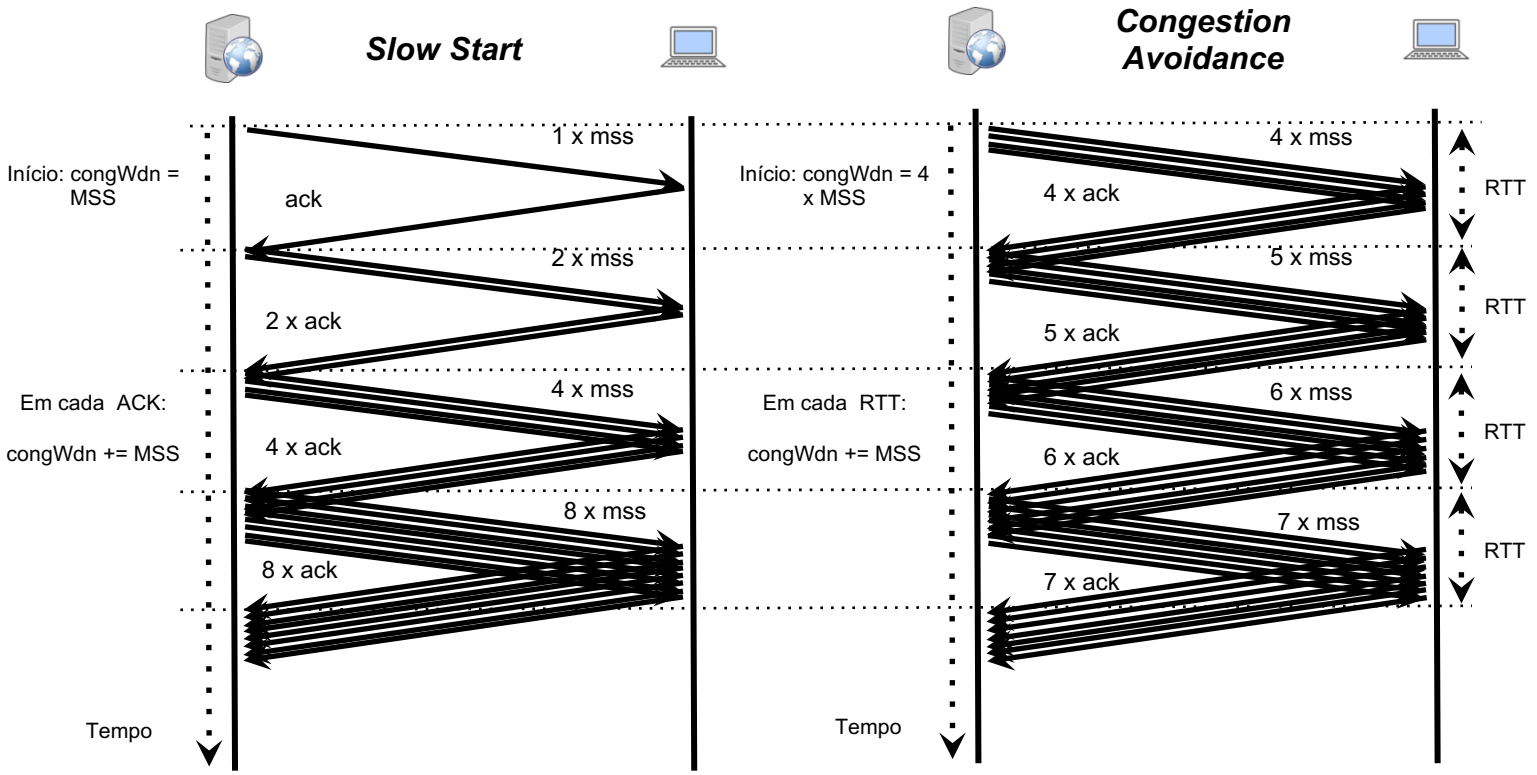
  - Quantos bits se deveriam transmitir em 50 ms para que o débito resultante seja 100 M bps?
  - Resposta: $50 \times 10^{-3} \times 10^8 = 5 \times 10^6$
  - Quantos segmentos de 10^4 bits (10.000 bits) correspondem a 5×10^6 bits?
  - Resposta: $5 \times 10^6 / 10^4 = 500$ segmentos

- Com Additive Increase leva 500 * 50 ms = 25 segundos a atingir a dimensão ideal da janela!

Solução TCP – "*Slow Start*"

- Arrancar devagar (*slow start*)
  - Inicialmente congWnd = 1 MSS
  - Logo, inicialmente o ritmo é 1 MSS / RTT
  - por exemplo: 8000 bits / 20 ms = 400 Kbps
- Por cada ACK recebido aumentar congWnd de 1 MSS
  - A subida do ritmo de emissão passa a ser exponencial
- Isto é, *slow start is in fact fast start*
- Ao invés de *slow-start*, esta solução deveria chamar-se antes *Multiplicative Increase Start*

Comparação

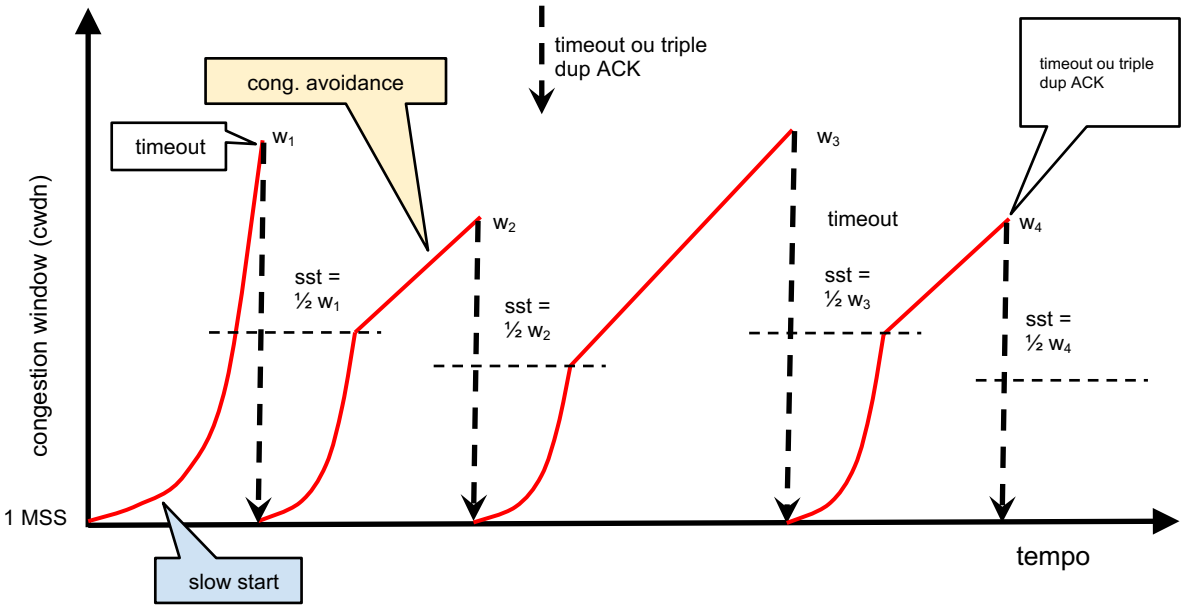


Por cada ACK: congWnd += MSS

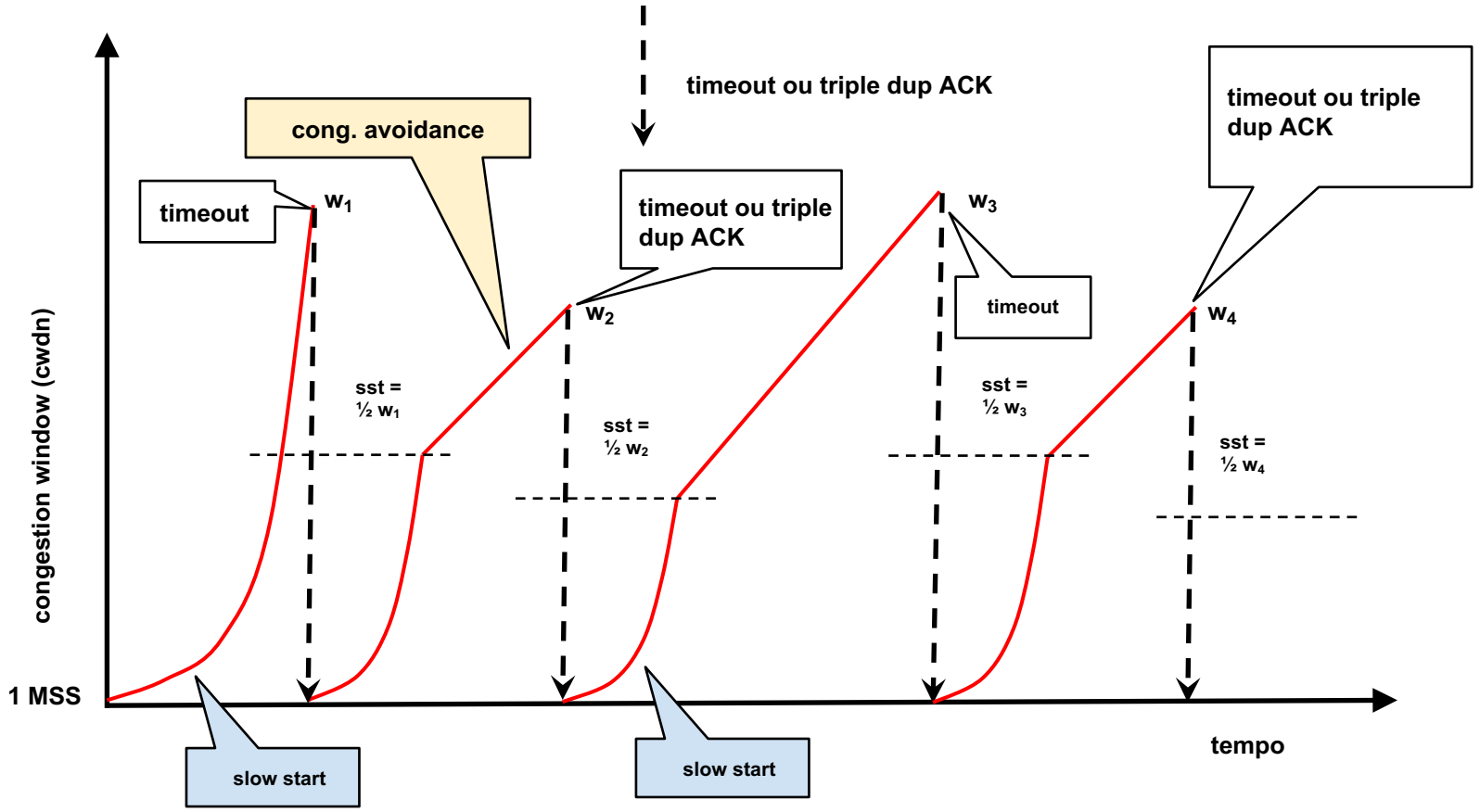
Por cada ACK: congWnd += MSS / congWnd

Alarme no Meio da Conexão

- *Slow start restart* — como se conhece a congWnd antes do *timeout*, pode-se tomar nota do seu valor na variável sst e da próxima vez abandonar a fase de *slow start* quando se atinge $\frac{1}{2}$ da congWnd anterior

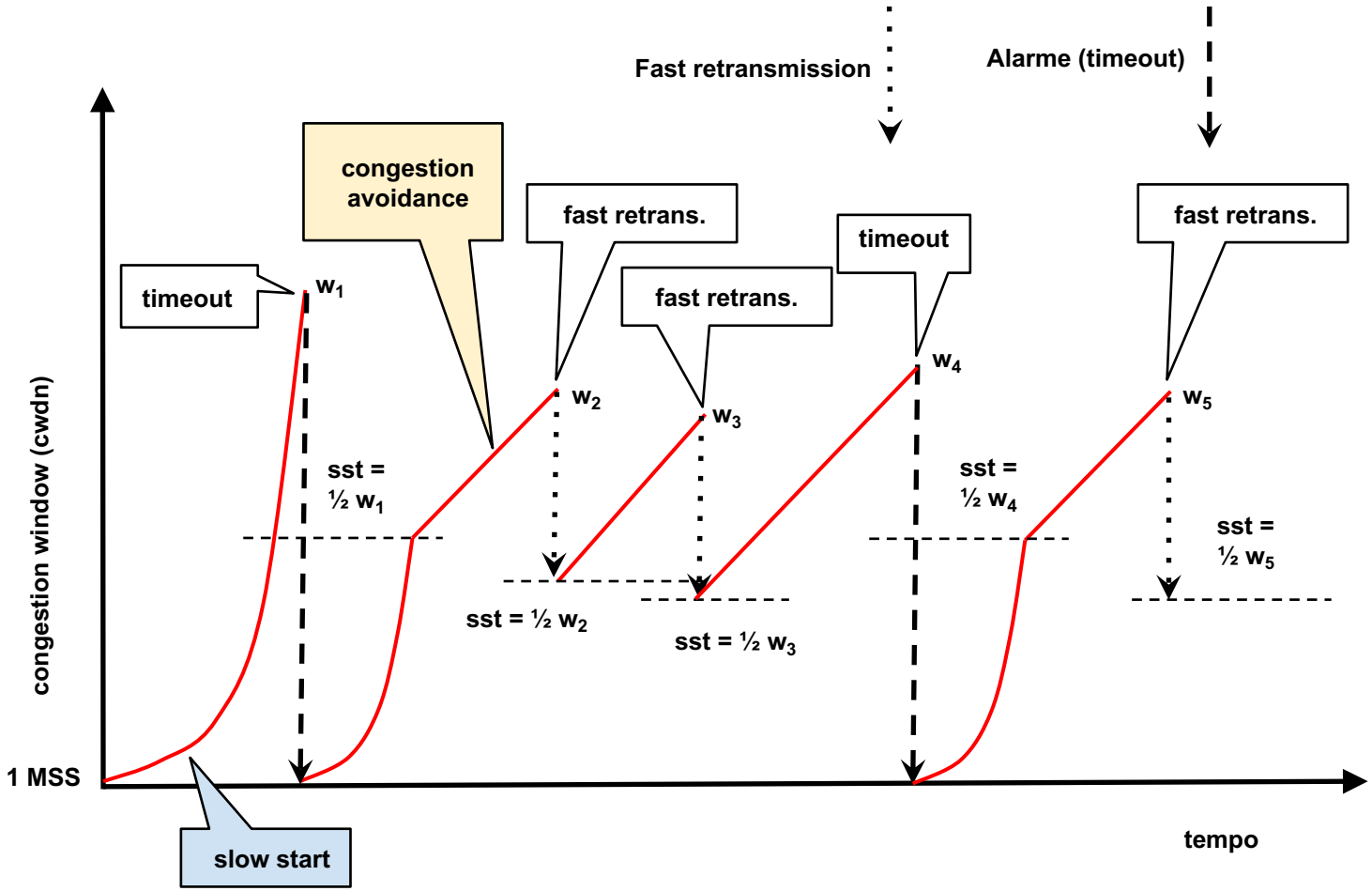


TCP Tahoe



No início, e após cada alarme ou *fast retransmit*, começa-se com 1 MSS mas sobe-se a janela de forma multiplicativa, na esperança de recuperar rapidamente um débito aceitável, mas a partir daí vai-se "sondando" a capacidade aditivamente, isto é, com prudência

TCP Reno



É inútil recuar tão agressivamente perante um evento "fast retransmit"

Slow Start depois de inatividade

- Depois de um período de inatividade do emissor qual a situação corrente ?
  - Talvez mais fluxos estejam agora a atravessar a rede
- Se for o caso, seria perigoso arrancar de novo com a congWnd anterior
- Muitas implementações TCP voltam nesta situação a entrar de novo na fase *slow start*

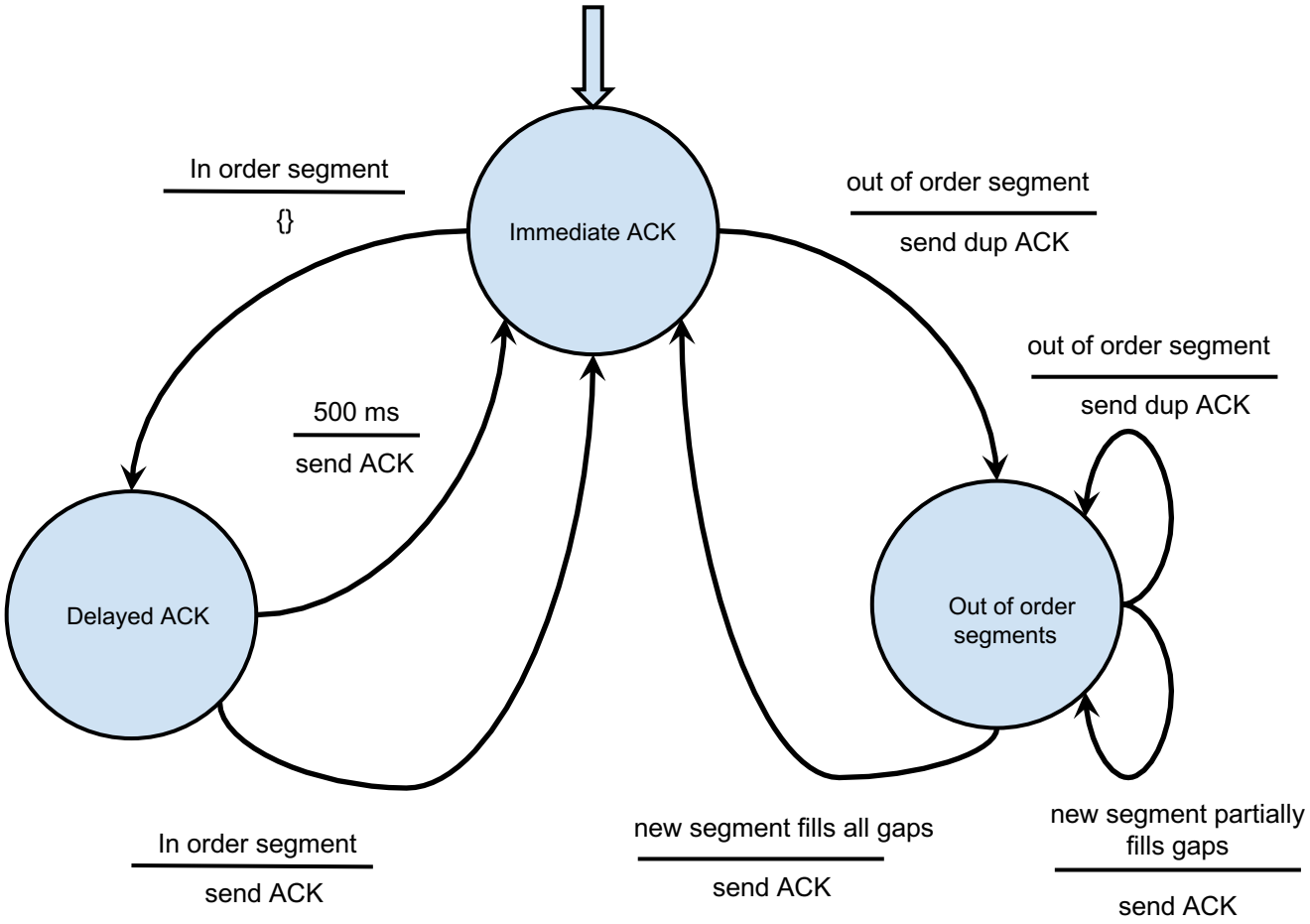
Resumo

- Para a gestão da cwnd considerar dois estados
  - Slow start (multiplicative increase / multiplicative decrease)
  - Congestion avoidance (aditive increase / multiplicative decrease)
- Inicialmente
  - **sst = 64K; congWnd = 1 MSS; state = slow-start;**
- Incrementar a janela de emissão
  - Slow start — de mais um MSS por cada ACK
  - Consgestion avoidance — de mais um MSS por cada RTT
  - **if (congWnd > sst) state = congestion avoidance;**
- Timeout
  - **sst = ½ congWnd; congWnd = 1 MSS; state = slow start;**
- Triple ACK
  - **sst = ½ congWnd; congWnd = sst;**

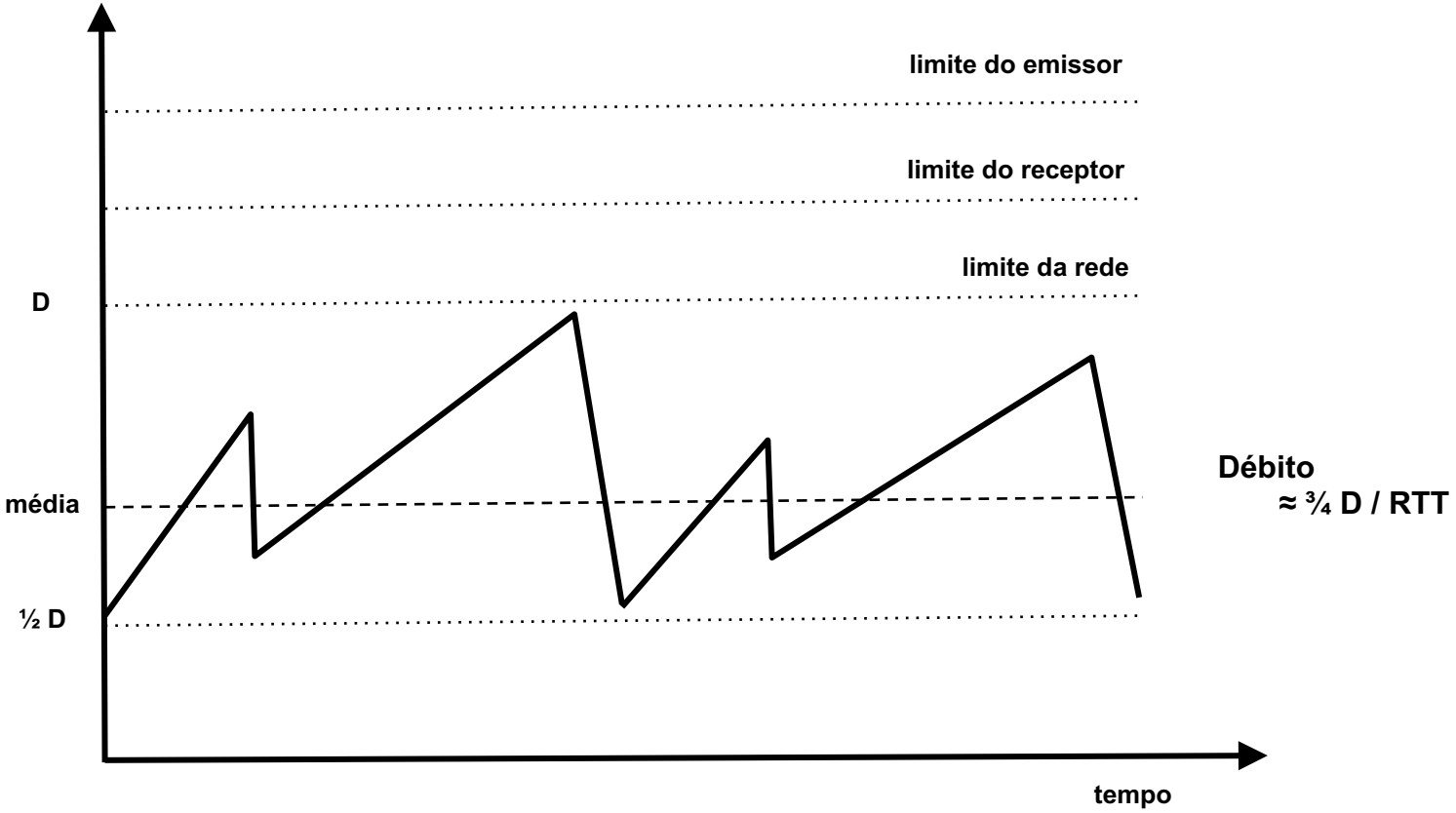
Versão Simplificada de Reno

Event	State	TCP Sender Action	Comment
ACK receipt for previously unacked data	Slow Start (SS)	CongWnd = CongWnd + MSS, If (CongWin > sst) set state to “Congestion Avoidance”	Resulting in a doubling of CongWin every RTT
ACK receipt for previously unacked data	Congestion Avoidance (CA)	CongWin = CongWnd+MSS * (MSS/CongWnd))	Additive increase, resulting in increase of CongWin by 1 MSS every RTT
Loss event detected by triple duplicate ACK	SS or CA	sst = CongWnd/2, CongWnd = sst, Set state to “Congestion Avoidance”	Fast recovery, implementing multiplicative decrease. CongWin will not drop below 1 MSS.
Timeout	SS or CA	sst = CongWnd/2, CongWnd = 1 MSS, Set state to “Slow Start”	Enter slow start
Duplicate ACK	SS or CA	Increment duplicate ACK count for segment being acked	CongWin and Threshold not changed

TCP Congestion Control State Machine



Débito aproximado do TCP



Em média, e se for o controlo de saturação a condicionar a janela do emissor, esta varia entre D e $\frac{1}{2}$ D, logo uma estimativa será Débito médio de extremo a extremo = $\frac{3}{4}$ D / RTT

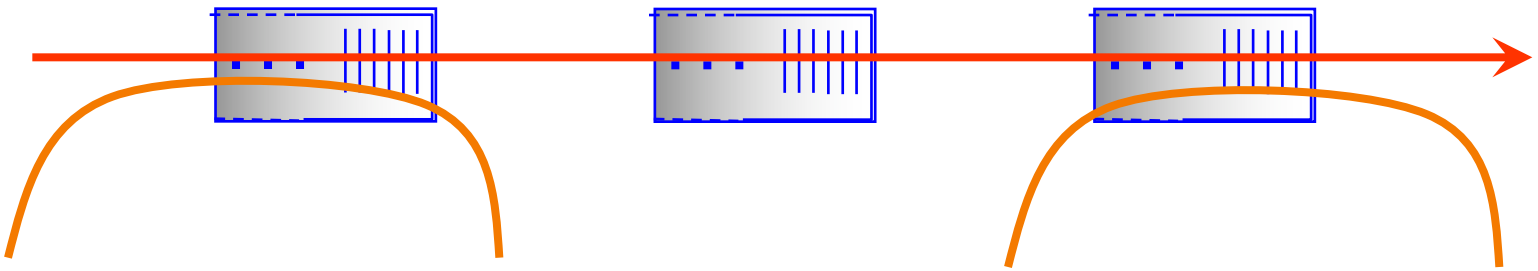
Equidade do protocolo

- Maximizar a utilização da rede sem a saturar é um dos objetivos. O outro é ser equitativo para outros fluxos

- Verifica-se na prática e pode ser "demonstrado" que se N fluxos TCP partilham um canal gargalo, todos com o mesmo RTT, cada um obtém em média 1/N do débito disponível (ver a explicação intuitiva no livro)

Caso geral

- Quando existem diferentes fluxos TCP a usarem diferentes caminhos, a capacidade é partilhada em função do RTT pois os fluxos com o RTT mais baixo aumentam o tamanho da janela mais rapidamente



- Por outro lado, o TCP não consegue competir com fluxos (e.g. UDP) que não usam controlo de saturação

Outros Problemas

- Pacotes perdidos por erros (canais sem fios) — congWnd tende para pouco MSSs
- Tamanho inicial da janela com MSS = 1 com conexões curtas (rede com capacidade mas RTT elevado e pequenos objetos)
- Perdas consecutivas (congWnd vai tendendo para 1 MSS) — TCP SACK é melhor nestas situações
- É possível fazer melhor num centro de dados? — tudo indica que sim
- Canais de grande RTT e elevado débito extremo a extremo

TCP Sobre "Long Fat Pipes"

- Exemplo: segmentos de 1500 bytes, RTT de 100ms e o débito poderia ser 10 Gbps
- Precisa de uma janela W que acomode 83,333 (*in-flight*) segmentos
- *Throughput* em termos da probabilidade de perda de pacotes, [Mathis 1997]:

$$\text{TCP throughput} = \frac{1.22 \cdot MSS}{RTT\sqrt{L}}$$

➜ para se chegar a um *throughput* de 10 Gbps, é preciso uma taxa de erros *(loss rate)* $L \leq 2 \cdot 10^{-10}$ – *a very small loss rate!*

- Conclusão: são necessárias alternativas para este tipo de situações

É possível Fazer Batota?

- Sim, usando diferentes alternativas
  - Abrir várias conexões TCP em paralelo
  - Arrancar com a congWnd >> 1
  - Usar UDP mesmo quando se pretende fiabilidade
  - Modificar o mecanismo de controlo da saturação do emissor
- É possível combater isso?
  - De forma completa só se os *routers* controlassem a capacidade usada por cada fluxo

Situação Actual

- Como é o TCP hoje em dia?
  - Imensas afinações e variantes — só no Linux é possível seleccionar 10 variantes de algoritmo de controlo da saturação
- A Interoperação funciona?
  - Sim, porque as variações implicam apenas com o comportamento do emissor e eventual uso de opções, sem colocar em causa os campos essenciais do cabeçalho nem modificar a sua semântica
  - Versões que violassem a equidade não são aceites

Conclusões

- A saturação é inevitável em redes *best-effort* onde não se controla o ritmo de emissão dos computadores
- O TCP usa uma solução AIMD que é fundamental para melhorar o funcionamento da Internet
- Esta solução não pode ser considerada definitiva
  - Existe o problema dos batoteiros
  - E necessita de ser afinada à medida que a Internet evolui