



Controlo de Fluxos em Redes com Comutação de Pacotes

Desempenho e Dimensionamento de Redes

Prof. Amaro de Sousa (asou@ua.pt)

DETI-UA, 2020/2021

Sumário do Módulo

Primeira Parte:

- Noções básicas de controlo de fluxos em redes com comutação de pacotes
- Controlo de fluxos de pacotes baseado em janelas extremo-a-extremo

Segunda Parte:

- Mecanismos de controlo de taxas de transmissão de fluxos de pacotes
- Atribuição de taxas de transmissão a fluxos de pacotes segundo o princípio de equidade do tipo max-min



Controlo de Fluxos em Redes com Comutação de Pacotes

Primeira parte:

- **Noções básicas de controlo de fluxos em redes com comutação de pacotes**
- **Controlo de fluxos de pacotes baseado em janelas extremo-a-extremo**

Controlo de fluxo - introdução

O tráfego efetivo reflete a quantidade de serviço suportada por uma rede com comutação de pacotes.

O atraso médio reflete a qualidade de serviço proporcionada por uma rede com comutação de pacotes.

Controlo de fluxo: mecanismo de realimentação que estabelece um compromisso entre o tráfego efetivo e o atraso médio por forma a manter o atraso médio dentro de limites aceitáveis:

- Quando o tráfego oferecido é reduzido, é aceite na sua totalidade pelo algoritmo de controlo de fluxo e, neste caso,

$$\text{tráfego efetivo} = \text{tráfego oferecido}$$

- Quando o tráfego oferecido é excessivo, o algoritmo de controlo de fluxo rejeita parte dele e, neste caso,

$$\text{tráfego efetivo} = \text{tráfego oferecido} - \text{tráfego rejeitado}$$

- À medida que o algoritmo de encaminhamento aumenta o atraso médio, o controlo de fluxo reduz o tráfego efetivo.

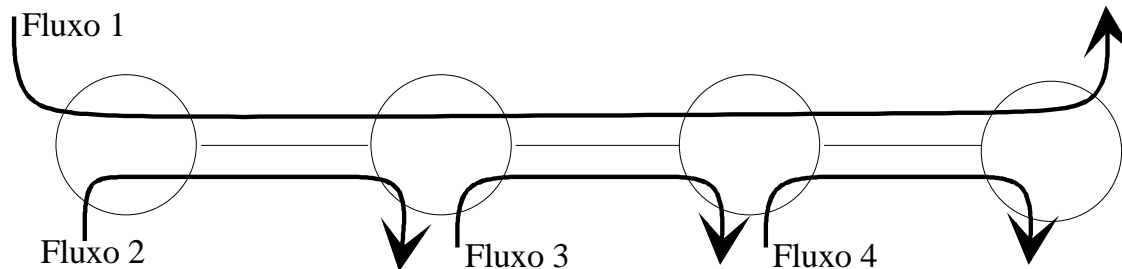
Controlo de fluxo - introdução

Os algoritmos de controlo de fluxo devem idealmente observar os seguintes requisitos:

- Estabelecer um bom compromisso entre:
 - a quantidade de serviço (o tráfego efetivo, sujeito eventualmente à garantia de uma taxa de transmissão mínima) e
 - a qualidade de serviço (medida, por exemplo, a partir do atraso médio e da taxa de pacotes perdidos)
- Garantir um tratamento equitativo dos diferentes fluxos de pacotes, ao fornecer a qualidade de serviço requerida.

Gestão de recursos: tráfego efetivo vs. equidade

Considere-se o exemplo da figura assumindo que a capacidade de cada ligação é 100.



Tráfego efetivo máximo:

Fluxo 1 = 0, Fluxos 2,3,4 = 100

Tráfego efetivo total = $0+100+100+100 = 300$

Partilha equitativa dos recursos:

Fluxo 1 = 25, Fluxos 2,3,4 = 75

Tráfego efetivo total = $25+75+75+75 = 250$

Máxima equidade (i.e., mesma taxa de transmissão a todos os fluxos):

Fluxos 1,2,3,4 = 50

Tráfego efetivo total = $50+50+50+50 = 200$

Controlo de fluxo através de janelas

- Considere um fluxo de pacotes de um emissor A para um recetor B.
- Por cada pacote recebido, o recetor B notifica o emissor A através do envio para A de uma permissão:
 - Uma permissão pode ser transmitida num pacote de controlo dedicado ou pode ser encavalitada (*piggybacked*) num pacote de dados enviado no sentido contrário.
- Quando recebe uma permissão, o emissor A fica autorizado a enviar mais um pacote para o recetor B.
- Um esquema de controlo de fluxos pode ser combinado com um protocolo ARQ (*Automatic Repeat Request*) de controlo de erros
 - neste caso, os pacotes são numerados (*sequence numbers*) e as permissões indicam o número de pacotes recebidos (*acknowledgment numbers*) sem erros

Controlo de fluxo através de janelas

- Um fluxo de pacotes entre o emissor A e o recetor B diz-se controlada através de janelas se existir um limite máximo para o número de pacotes que, tendo sido transmitidos por A, não foram ainda notificadas como tendo sido recebidos por B.
- O limite máximo é designado por tamanho da janela, ou simplesmente, *janela*.
- O emissor e o recetor podem ser dois nós da rede, um terminal e o nó de entrada da rede ou os dois terminais que estão nos extremos do fluxo.

De seguida, considera-se a estratégia de ***janelas extremo-a-extremo*** (*end-to-end*):

- para cada fluxo de pacotes, o controlo de fluxos é implementado entre o seu emissor e o seu recetor
- estratégia usada pelo TCP nas redes TCP/IP

Janelas extremo-a-extremo

- No controlo de fluxos através de janelas, a taxa de transmissão do emissor é reduzida à medida que as permissões demoram mais tempo a regressar.
- Assim, se o percurso de encaminhamento do fluxo estiver congestionado, a diferença de tempo entre o envio de cada pacote e a receção da sua permissão aumenta o que obriga o emissor a reduzir a sua taxa de transmissão (aliviando o congestionamento do percurso).
- Além disso, o recetor pode atrasar intencionalmente o envio de permissões para reduzir a taxa de transmissão do fluxo com o objetivo de, por exemplo, evitar a sobrecarga do seu *buffer* de receção.

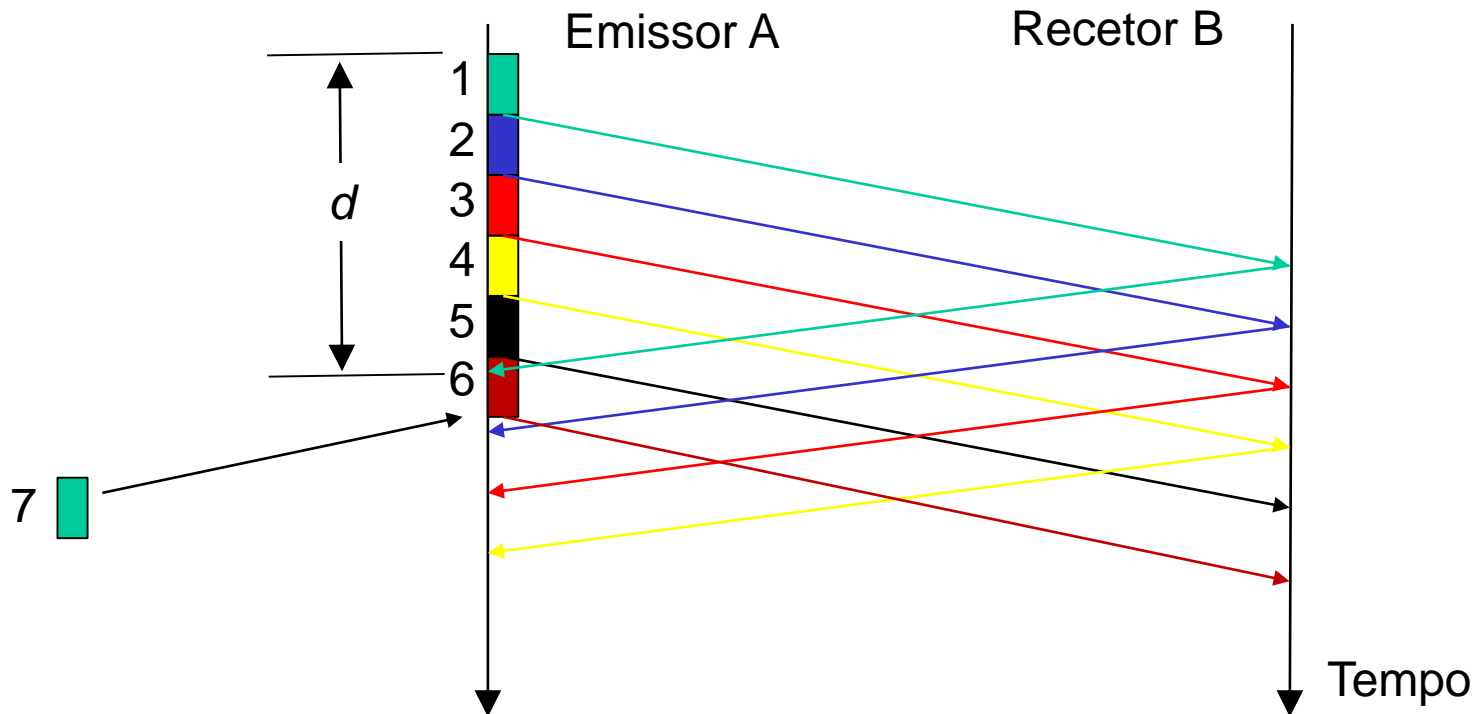
Janelas extremo-a-extremo

- Considere-se o tamanho da janela dado por W , em número de pacotes (pode ser noutras unidades como por exemplo Bytes no TCP).
 - Cada vez que um pacote é recebido no nó destino, é enviada uma permissão autorizando o envio de um novo pacote.
- Considere-se o atraso de ida-e-volta dado por d e o tempo de transmissão médio de cada pacote dado por X (i.e., o tráfego efetivo máximo disponível na rede é $1/X$, em pacotes por segundo):
 - ✓ Se $d \leq WX$, a transmissão de W pacotes demora mais que o atraso de ida-e-volta; assim, o emissor pode transmitir à velocidade máxima de $1/X$ pacotes por segundo.
 - ✓ Se $d > WX$, o controlo de fluxos está ativo pois o atraso de ida-e-volta é tão elevado que W pacotes são transmitidos antes da receção da permissão relativa ao primeiro dos pacotes.

Então, o ritmo de transmissão é dado por: $r = \min \left\{ \frac{1}{X}, \frac{W}{d} \right\}$

Ilustração das janelas extremo-a-extremo

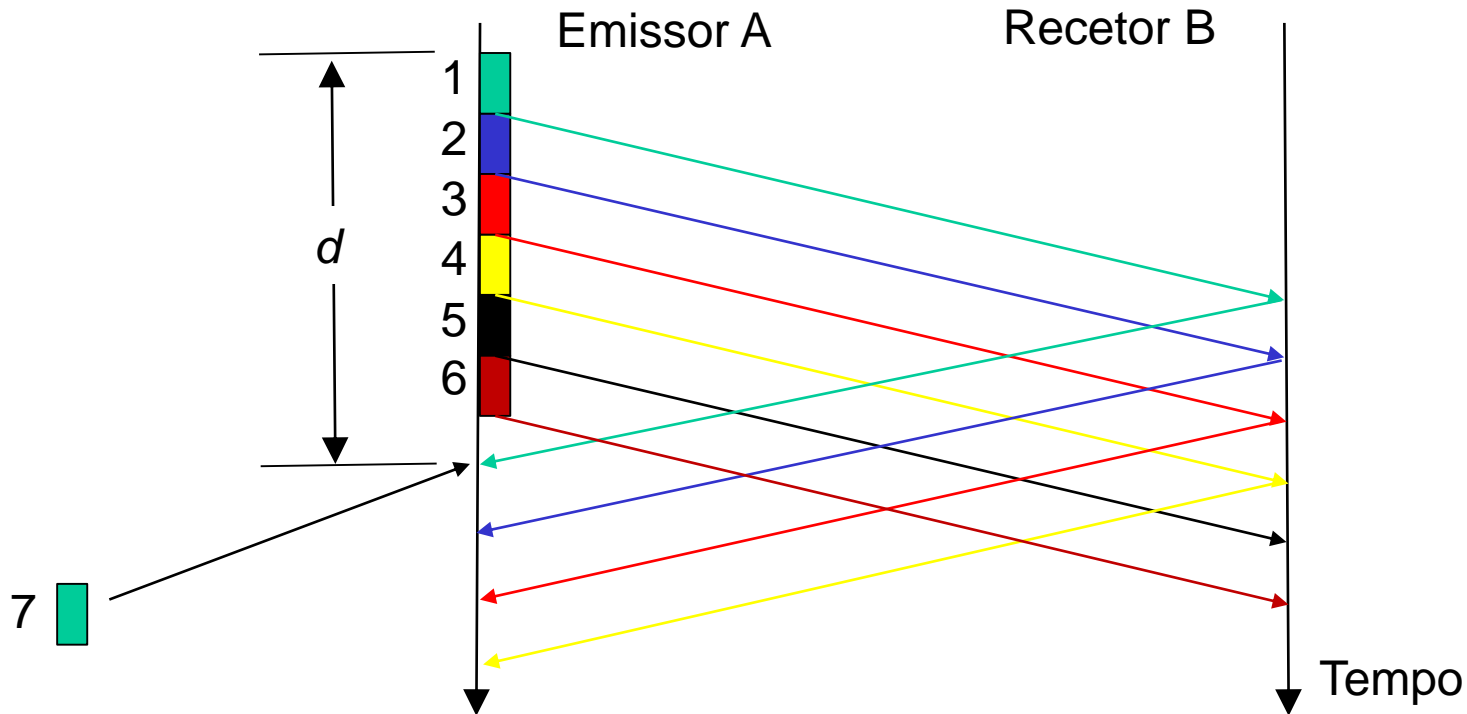
Considere-se $W = 6$ pacotes do emissor A para o recetor B.



$d \leq WX$ (a transmissão de 6 pacotes demora mais tempo que o atraso de ida-e-volta d) \rightarrow o 7º pacote pode ser transmitido logo após o 6º pacote

Ilustração das janelas extremo-a-extremo

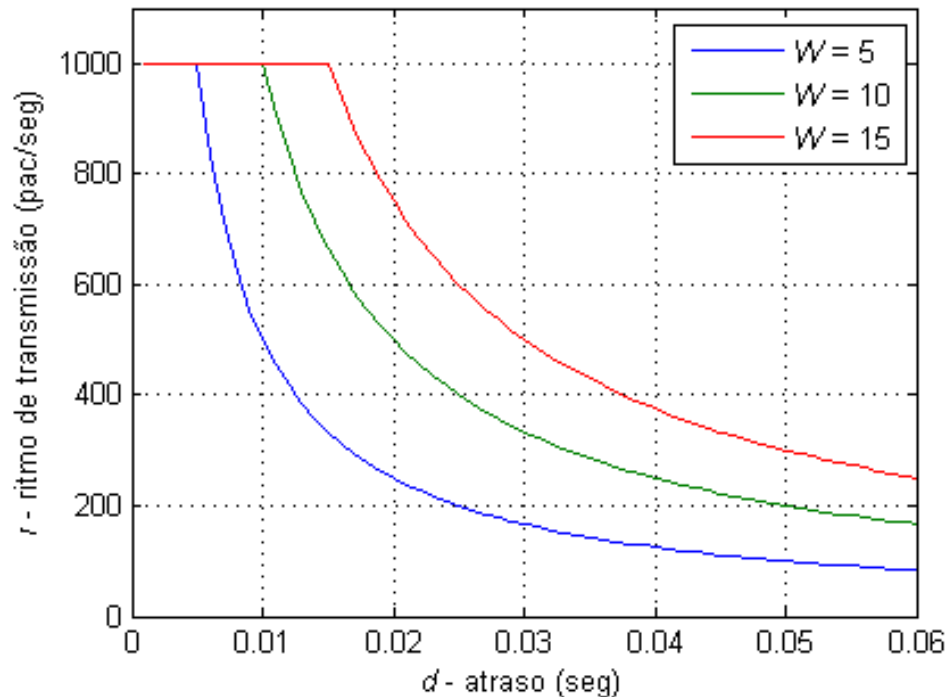
Considere-se $W = 6$ pacotes do emissor A para o recetor B.



$d > WX$ (a transmissão de 6 pacotes demora menos tempo que o atraso de ida-e-volta d) \rightarrow o 7º pacote só pode ser transmitido quando o emissor A recebe a permissão do 1º pacote

Janelas extremo-a-extremo

Exemplo: $X = 1$ mseg. e janela $W = 5, 10$ e 15 pacotes.



$$r = \min \left\{ \frac{1}{X}, \frac{W}{d} \right\}$$

- ✓ Para valores $d \leq WX$, o emissor transmite ao ritmo máximo $r = 1/10^{-3} = 1000$ (em pacotes/segundo)
- ✓ Para valores $d > WX$, o controlo de fluxos está ativo e o emissor transmite ao ritmo $r = W/d$ (em pacotes/segundo)

Dimensionamento do tamanho da janela

Existe um compromisso entre tráfego efetivo e atraso:

- por um lado, a janela deve ser pequena para limitar o número de pacotes na rede, evitando assim grandes atrasos e congestão;
- por outro, a janela deve ser grande para permitir a transmissão ao ritmo máximo (i.e., tráfego efetivo máximo) a todos os fluxos em condições de tráfego moderado na rede.

De qualquer modo, é sempre desejável que cada fluxo possa transmitir ao ritmo máximo quando não existe nenhum outro fluxo ativo na rede.

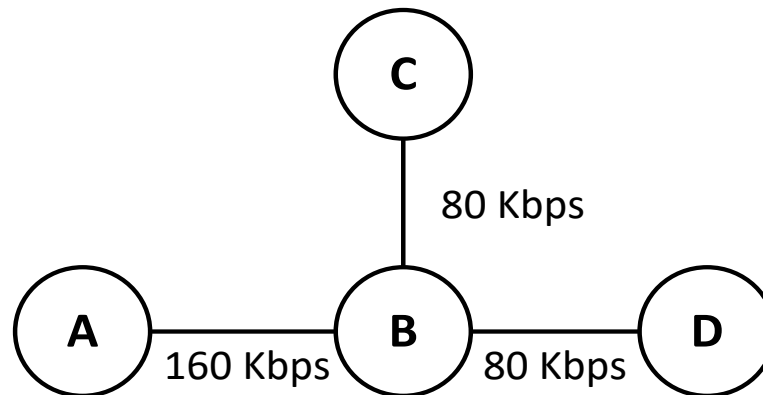
Esta condição impõe um limite inferior ao tamanho da janela. Se $d \leq WX$ então o fluxo pode transmitir à velocidade máxima pelo que o tamanho da janela (em número de pacotes) deverá ser dado por

$$W = \left\lceil \frac{d}{X} \right\rceil$$

onde $\lceil z \rceil$ representa o menor inteiro não inferior a z e d deverá ser o menor atraso de ida-e-volta proporcionado pela rede.

Exemplo 1

Considere a rede com comutação de pacotes da figura em que o atraso de propagação de cada ligação é 10 mseg em cada sentido. A rede suporta dois fluxos: $A \rightarrow D$ com pacotes de tamanho médio 1000 bytes e $C \rightarrow D$ com pacotes de tamanho médio 500 bytes. A ambos os fluxos é aplicado um mecanismo de controle de fluxos baseado no método das janelas extremo-a-extremo e em ambos os casos, as permissões têm um tamanho fixo de 100 Bytes. Determine o tamanho mínimo (em número de pacotes) das janelas de emissão garantindo que cada fluxo pode emitir ao ritmo máximo quando o outro não está a emitir pacotes.

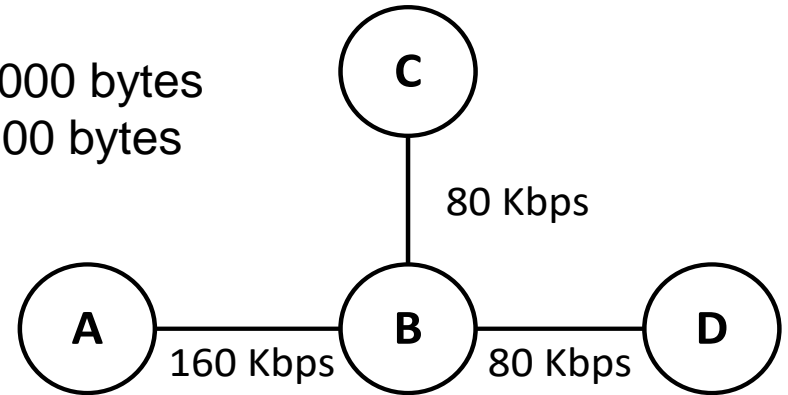


Exemplo 1 - resolução

A → D com pacotes de tamanho médio 1000 bytes

C → D com pacotes de tamanho médio 500 bytes

$$W \geq \left\lceil \frac{d}{X} \right\rceil$$



$$W_{AD} \geq \left\lceil \frac{\frac{8 \times 1000}{160000} + 0.01 + \frac{8 \times 1000}{80000} + 0.01 + \frac{8 \times 100}{80000} + 0.01 + \frac{8 \times 100}{160000} + 0.01}{\frac{8 \times 1000}{80000}} \right\rceil = \left\lceil \frac{0.205}{0.1} \right\rceil = 3 \text{ pacotes}$$

$$W_{CD} \geq \left\lceil \frac{\frac{8 \times 500}{80000} + 0.01 + \frac{8 \times 500}{80000} + 0.01 + \frac{8 \times 100}{80000} + 0.01 + \frac{8 \times 100}{80000} + 0.01}{\frac{8 \times 500}{80000}} \right\rceil = \left\lceil \frac{0.16}{0.05} \right\rceil = 4 \text{ pacotes}$$

Limitações do controlo de fluxo baseado em janelas extremo-a-extremo

1. Não permite assegurar uma taxa mínima de transmissão. Quantos mais fluxos forem submetidos na rede, menor é o tráfego efetivo que cada fluxo obtém.
2. Não fornece um controlo adequado do atraso. Considerem-se n fluxos com controlo de fluxos ativo através de janelas com tamanho fixo W_1, \dots, W_n . O número total de pacotes e permissões é $\sum_{i=1}^n W_i$

e o número de pacotes é $\sum_{i=1}^n \beta_i W_i$ onde β_i é um valor entre 0 e 1.

Pelo teorema de Little, o atraso médio por pacote é

$$T = \frac{\sum_{i=1}^n \beta_i W_i}{\lambda}$$

onde λ é o tráfego efetivo de todos os fluxos. À medida que o número de fluxos aumenta, o tráfego efetivo tende para um valor constante (limitado pela capacidade das ligações). Assim, o atraso médio por pacote aumenta aproximadamente de forma proporcional ao número de fluxos.



Controlo de Fluxos em Redes com Comutação de Pacotes

Segunda parte:

- **Mecanismos de controlo de taxas de transmissão de fluxos de pacotes**
- **Atribuição de taxas de transmissão a fluxos de pacotes segundo o princípio de equidade do tipo max-min**

Controlo de taxas de transmissão

- A função de controlo de fluxos pode atribuir a cada fluxo uma taxa de transmissão máxima compatível com as suas necessidades.
- Essa taxa pode, por exemplo, ser definida na fase de estabelecimento de um circuito virtual (redes IP com RSVP, redes MPLS).
- De seguida, consideram-se dois métodos para controlar a taxa de transmissão:
 - por janelas
 - através de *leaky bucket* (usado pela arquitetura *Integrated Services* (IntServ) nas redes IP)

Controlo de taxas de transmissão por janelas (I)

- Considere-se que foi atribuída uma taxa de transmissão de r pacotes por segundo a um determinado fluxo (de um emissor para um recetor).
- Uma possibilidade para garantir esta taxa poderia ser aceitar no emissor, quando muito, um pacote em cada $1/r$ segundos.
- No entanto, este esquema tende a introduzir grandes atrasos quando a fonte que gera os pacotes no emissor é em rajada.
- Neste caso, é preferível aceitar no emissor W pacotes em cada W/r segundos (permite rajadas de W pacotes).

Controlo de taxas de transmissão por janelas (II)

Se foi atribuído a um determinado fluxo: (i) uma taxa de transmissão de r pacotes/segundo e (ii) uma janela de W pacotes, então:

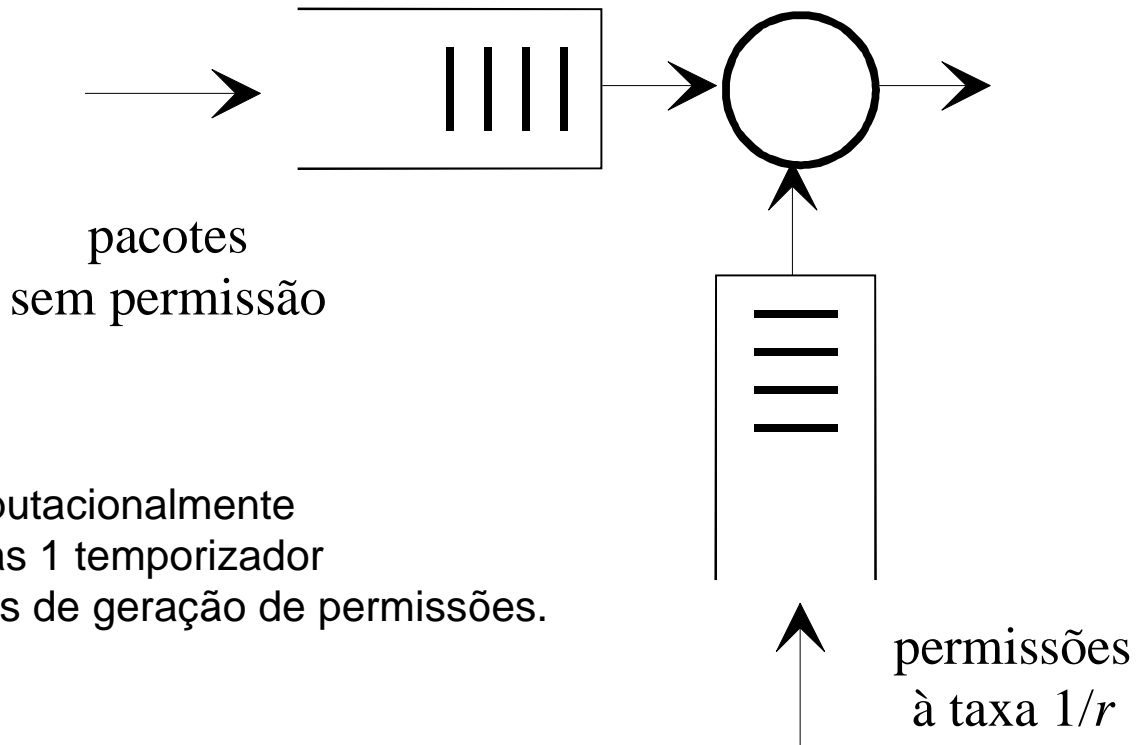
1. O emissor mantém um contador x que indica, em cada instante, o número de pacotes dessa janela que ainda pode ser transmitido (x é inicializado a W).
2. Sempre que um pacote é transmitido, o contador x é decrementado e passados W/r segundos é novamente incrementado (exige um temporizador por cada pacote transmitido).
3. Os pacotes só são enviados para a rede se $x > 0$ (o número máximo de temporizadores é W).

Nota: O método do controlo de fluxo por janelas extremo-a-extremo é semelhante a este com a diferença apenas de que o contador é incrementado por cada permissão recebida.

Desvantagem: este método é computacionalmente pesado pois exige W temporizadores simultâneos por cada fluxo.

Controlo de taxas de transmissão por *leaky bucket*

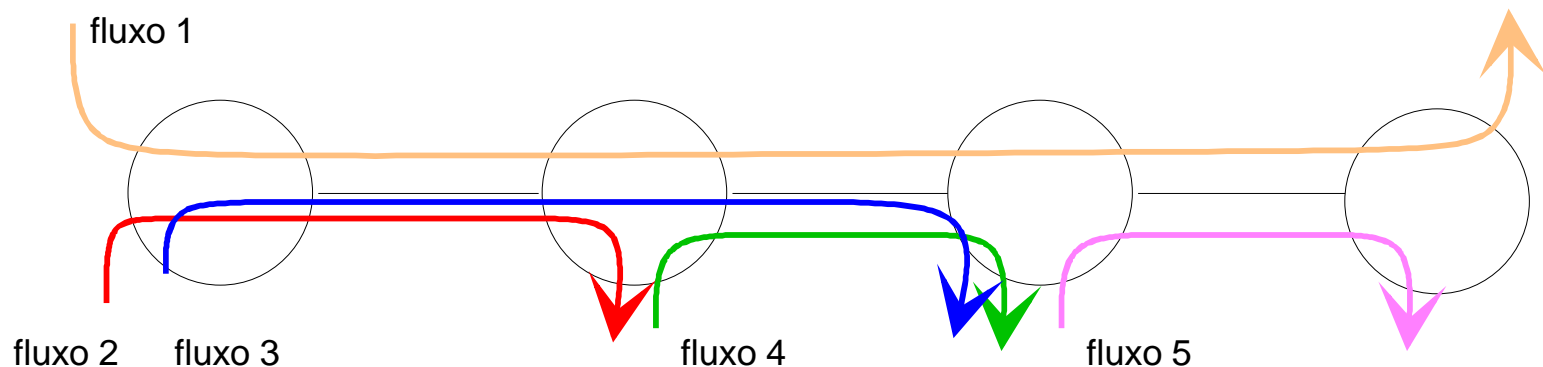
- Neste método, o contador é incrementado periodicamente em cada $1/r$ segundos, até um máximo de W pacotes.
- O método pode ser visto da seguinte forma (modelo *leaky bucket*):
 - existe uma fila de espera de pacotes e uma fila de espera de permissões, com capacidade para W permissões;
 - é gerada uma nova permissão em cada $1/r$ segundos;
 - os pacotes só são transmitidos quando existe uma permissão disponível na fila de espera respetiva.



Vantagem: este método é computacionalmente menos pesado pois exige apenas 1 temporizador por fluxo para definir os instantes de geração de permissões.

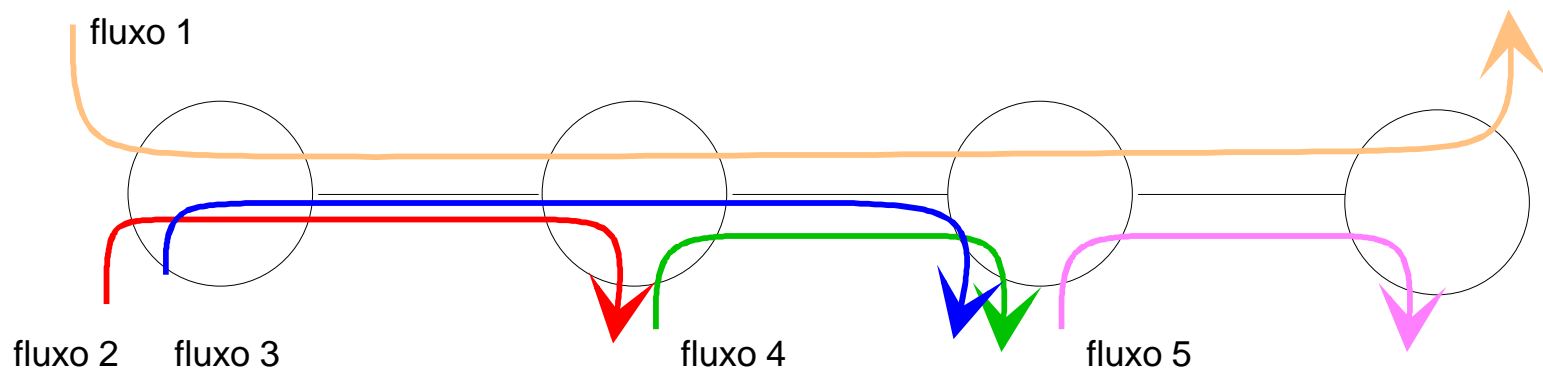
Atribuição de taxas de transmissão

- Considere a rede da figura em que as ligações têm todas capacidade para 120 pacotes/s.
- Uma solução equilibrada (*fair*) seria atribuir a todos os fluxos uma taxa de $\frac{1}{3} \times 120 = 40$ pacotes/s.
- No entanto, não faz sentido restringir a taxa do fluxo 5 a 40 pacotes/s, pois este fluxo pode usar 80 pacotes/s sem prejudicar os fluxos 1, 2, 3 e 4.



Equidade do tipo *max-min*

- Surge assim o conceito de equidade do tipo max-min (*max-min fairness*).
- Segundo este princípio, maximizam-se os recursos atribuídos aos fluxos que podem usar menos recursos.
- Uma forma alternativa de formular este princípio:
 - Maximizam-se as taxas atribuídas a cada fluxo, respeitando a restrição segundo a qual um incremento na atribuição ao fluxo i não conduz a uma diminuição da taxa atribuída a qualquer outro fluxo cuja taxa seja menor ou igual que a de i .



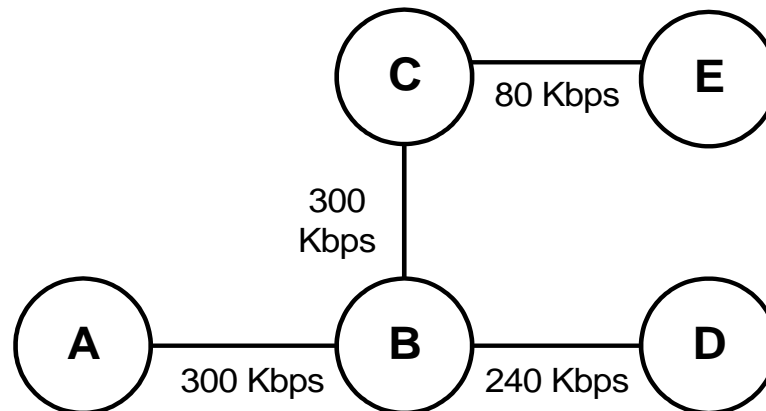
Exemplo 2

Considere a rede com comutação de pacotes da figura.

A rede suporta 5 fluxos de pacotes: de A para B, de A para C, de A para D, de B para D e de B para E.

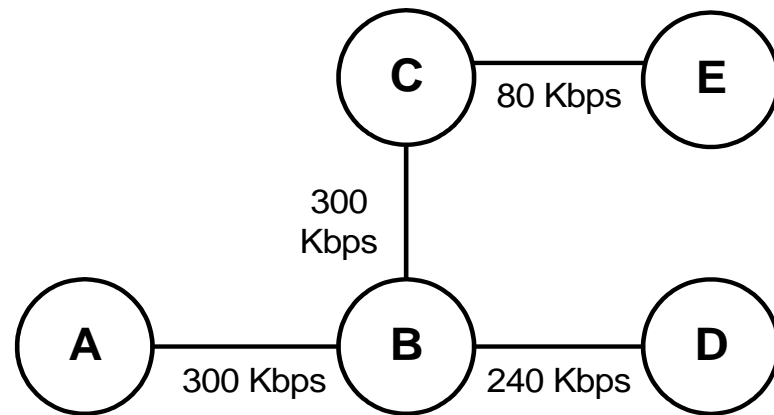
A rede permite controlar a taxa de transmissão máxima de cada fluxo através de um qualquer mecanismo adequado.

Calcular que taxas de transmissão máxima se devem atribuir a cada fluxo segundo o princípio de equidade do tipo *max-min*.



Exemplo 2 - resolução

5 fluxos de pacotes:
de A para B
de A para C
de A para D
de B para D
de B para E



1ª iteração:

- a ligação AB atribui $300/3 = 100$ Kbps por fluxo
- a ligação BC atribui $300/2 = 150$ Kbps por fluxo
- a ligação BD atribui $240/2 = 120$ Kbps por fluxo
- a ligação CE atribui $80/1 = 80$ Kbps por fluxo

O menor valor é o da ligação CE: é atribuído 80 Kbps ao fluxo B→E.

2ª iteração:

- a ligação AB atribui $300/3 = 100$ Kbps por fluxo
- a ligação BC atribui $(300-80)/1 = 220$ Kbps por fluxo
- a ligação BD atribui $240/2 = 120$ Kbps por fluxo

O menor valor é o da ligação AB: é atribuído 100 Kbps aos fluxos A→B, A→C e A→D.

3ª iteração:

- a ligação BD atribui $(240-100)/1 = 140$ Kbps por fluxo

É atribuído 140 Kbps ao fluxo B→D.