



Qualidade de serviço em redes com comutação de pacotes: controle de fluxo, escalonamento e descarte de pacotes

Modelação e Desempenho de Redes e Serviços

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

DETI-UA, 2021/2022

Controlo de fluxos em redes com comutação de pacotes

Considere-se uma rede com comutação de pacotes em que cada ligação tem uma capacidade máxima de transmissão. Em serviços de dados baseados em transferência de ficheiros, o emissor de cada fluxo ambiciona enviar cada ficheiro à taxa de transmissão máxima que a rede lhe permite. A taxa de transmissão de cada fluxo pode ser dinâmica ou pode ser atribuída previamente.

Controlo de fluxo: como regular o emissor de forma dinâmica para que a taxa de transmissão seja a taxa máxima que a rede pode suportar em cada instante de tempo.

Controlo de taxa de transmissão: como regular o emissor de forma a que ele não ultrapasse a taxa de transmissão previamente atribuída.

Mecanismos de escalonamento e de descarte de pacotes

Considere-se uma rede com comutação de pacotes em que em cada interface de saída de cada ligação existe uma fila de espera para condicionar temporariamente os pacotes a transmitir pela interface. Em cada interface de saída de cada ligação:

Disciplina de escalonamento: decide a ordem pela qual são transmitidos pela ligação os pacotes de diferentes fluxos que estão na fila de espera

- impõe assim diferentes atrasos médios (*average delays*) a diferentes fluxos ao definir a ordem de transmissão dos pacotes.

Método de descarte de pacotes: decide a forma como os pacotes dos diferentes fluxos são aceites na fila de espera quando a ligação está ocupada com a transmissão de outro pacote

- impõe assim diferentes taxas de perda de pacotes (*packet loss rates*) a diferentes fluxos ao definir que pacotes são descartados.

Sumário do Módulo

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

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

Sumário do Módulo

Mecanismos de escalonamento e de descarte de pacotes

Primeira Parte:

- Caracterização das disciplinas de escalonamento de pacotes

Segunda Parte:

- Disciplinas de escalonamento de pacotes: FIFO, com prioridades e que funcionam de forma rotativa

Terceira Parte

- Disciplinas de escalonamento de pacotes que funcionam por aproximação ao sistema GPS

Quarta Parte

- Métodos de descarte de pacotes
- Ilustração da combinação de disciplinas de escalonamento com métodos de descarte de pacote na arquitectura *DiffServ* do IETF.



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.

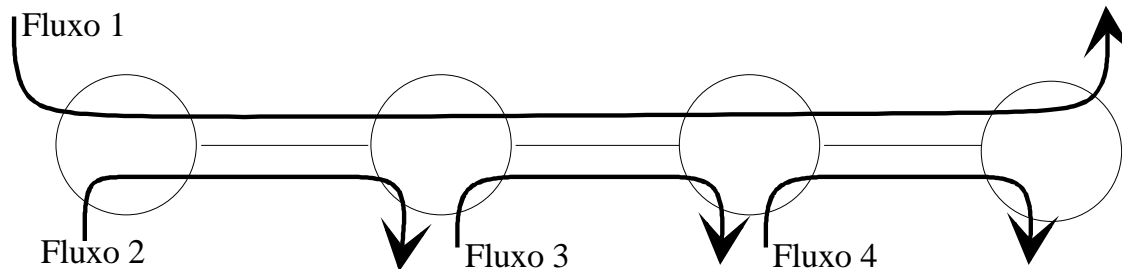
Controlo de fluxo - introdução

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.

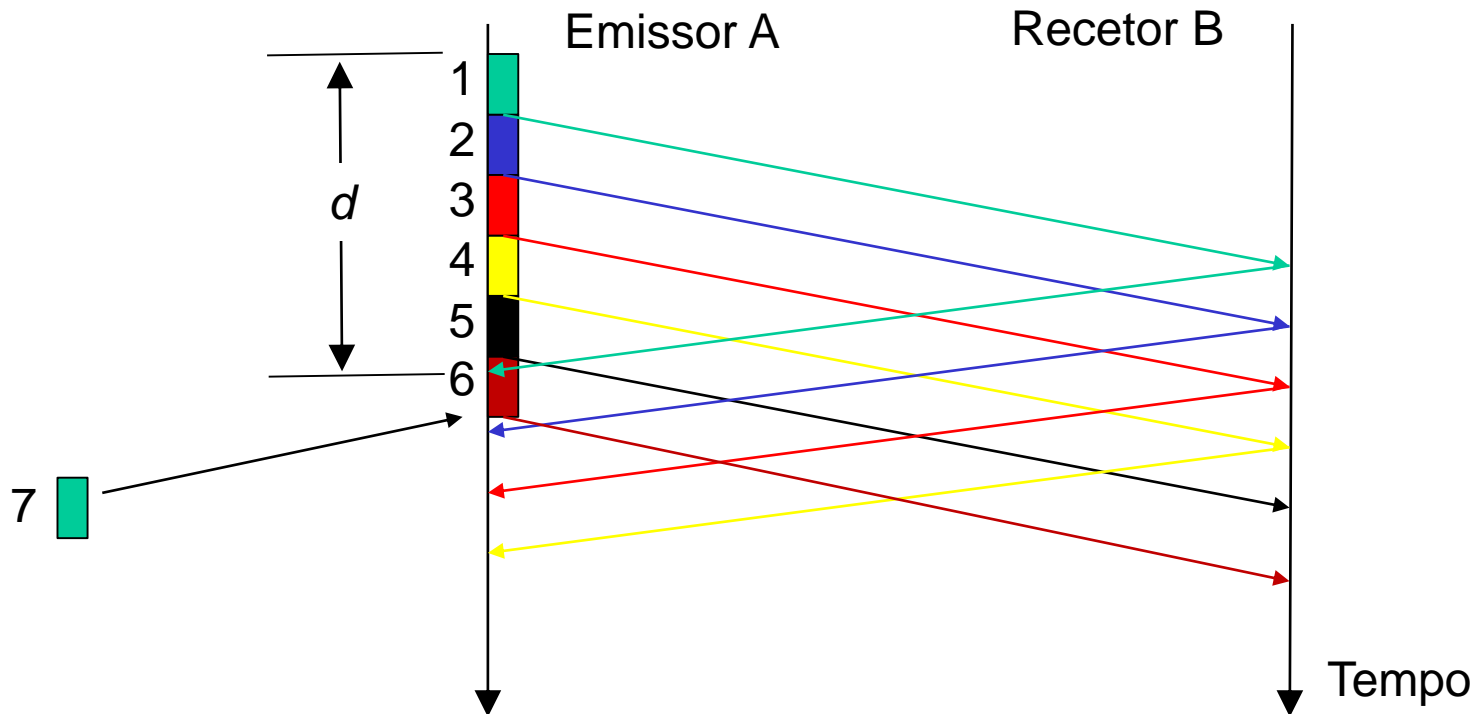
Janelas extremo-a-extremo

- 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

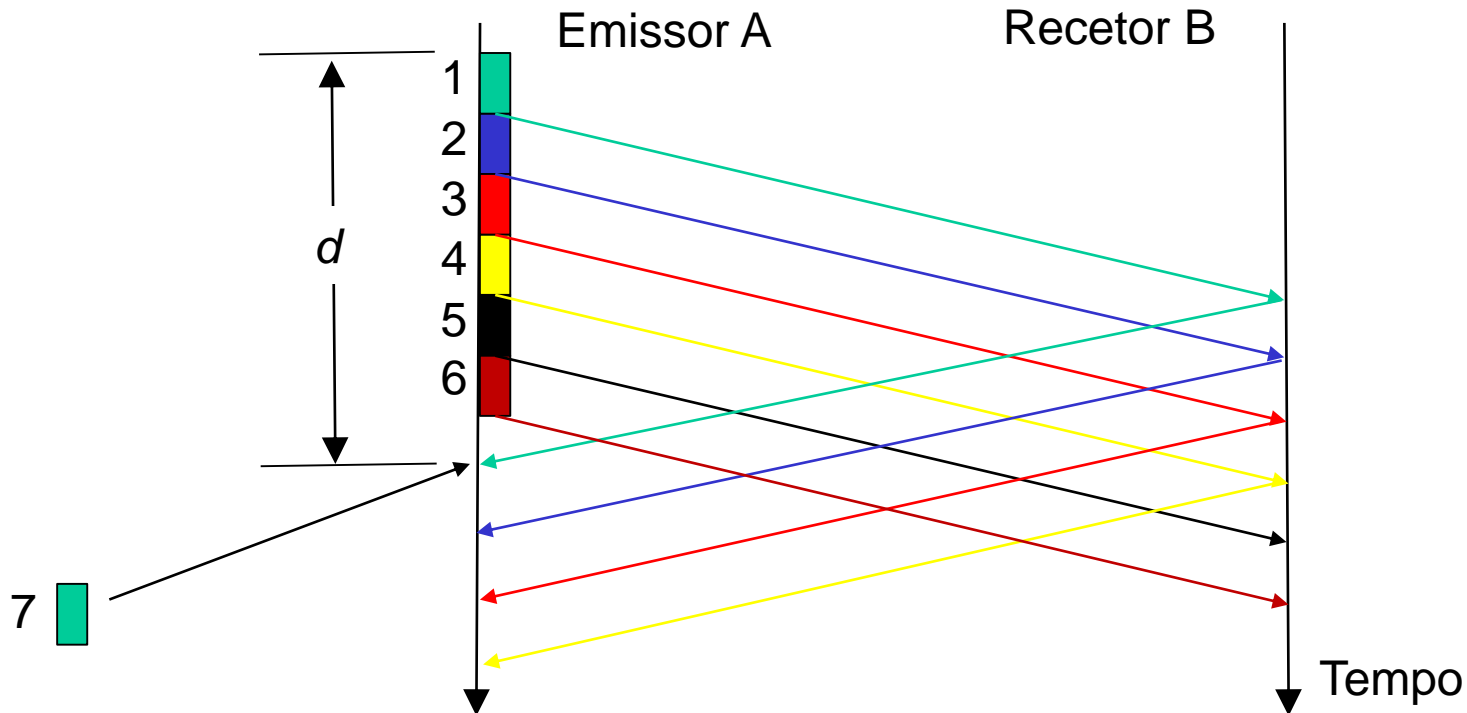
Considere-se $W = 6$ pacotes do emissor A para o recetor B.



$d \leq WX$ (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

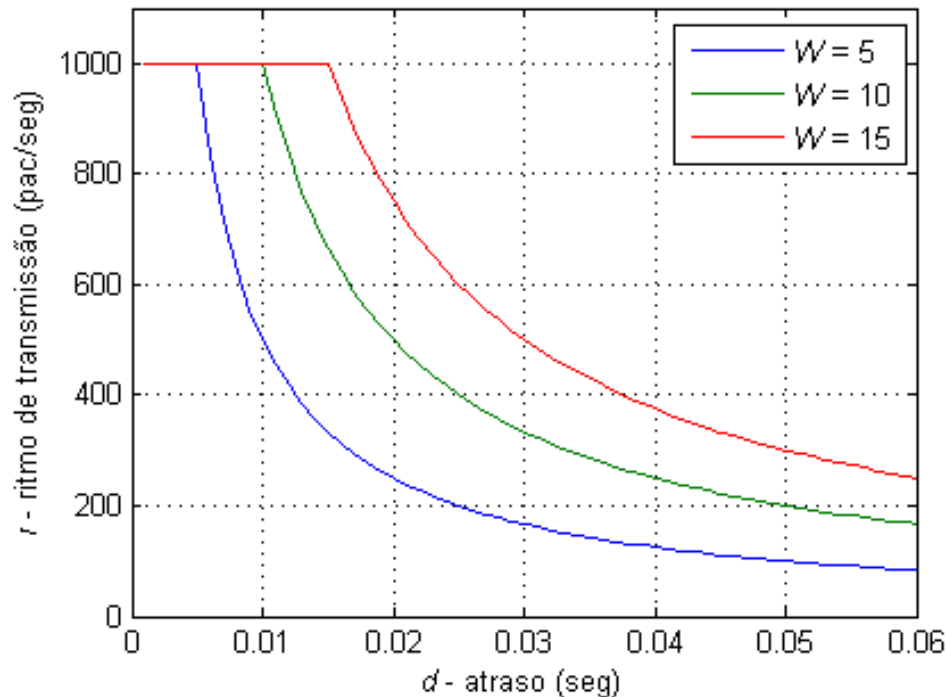
Considere-se $W = 6$ pacotes do emissor A para o recetor B.



$d > WX$ (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.

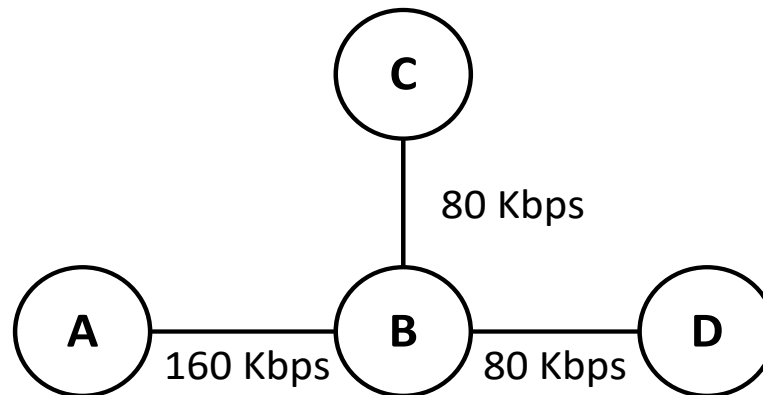
Esta condição impõe um limite inferior ao tamanho da janela. Se $d \leq WX$ então o fluxo pode transmitir à velocidade máxima pelo que o tamanho da janela (em número de pacotes) deverá ser dado por

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

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→D com pacotes de tamanho médio 1000 bytes e C→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.

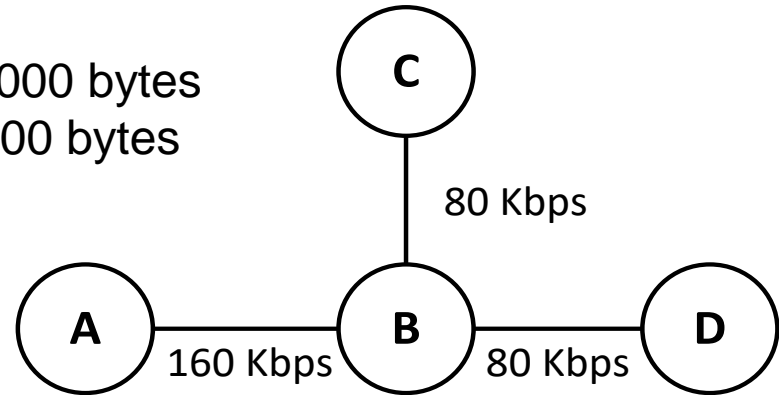


Exemplo 1 - resolução

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:

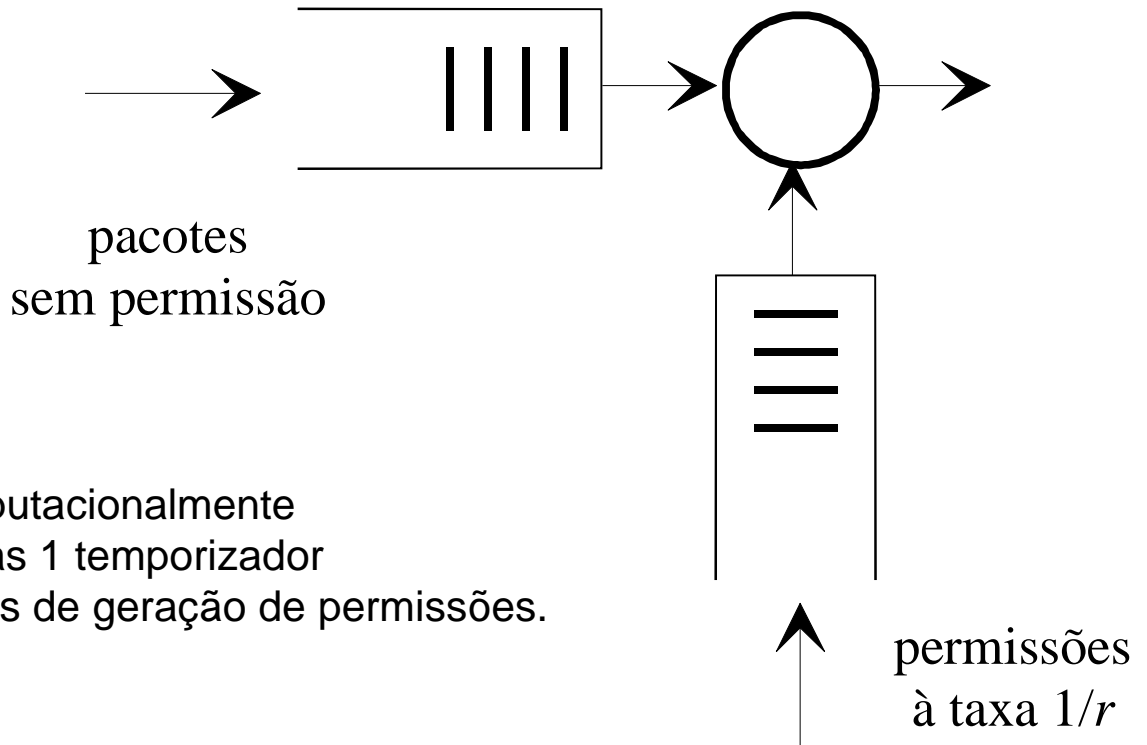
1. O emissor mantém um contador x que indica, em cada instante, o número de pacotes dessa janela que ainda pode ser transmitido (x é inicializado a W).
2. Sempre que um pacote é transmitido, o contador x é decrementado e passados W/r segundos é novamente incrementado (exige um temporizador por cada pacote 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*

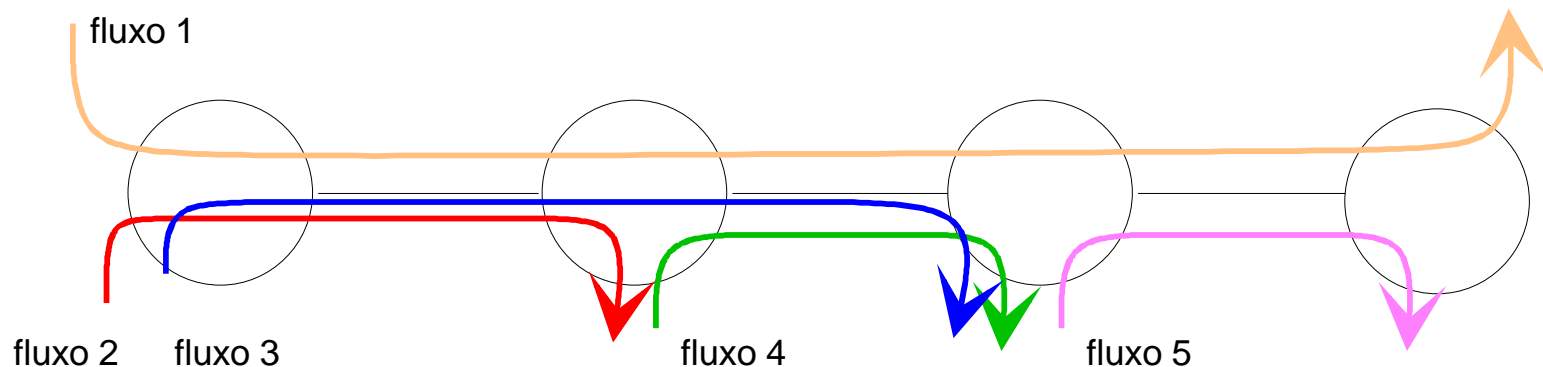
- Neste método, o contador é incrementado periodicamente em cada $1/r$ segundos, até um máximo de W pacotes.
- O método pode ser visto da seguinte forma (modelo *leaky bucket*):
 - existe uma fila de espera de pacotes e uma fila de espera de permissões, com capacidade para W permissões;
 - é gerada uma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

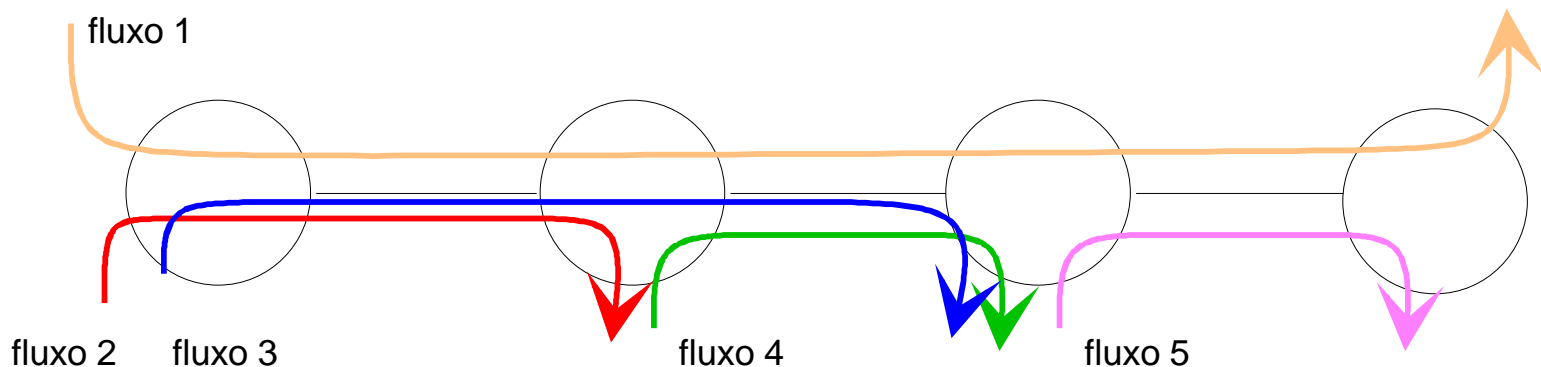
Atribuição de taxas de transmissão

- 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 .



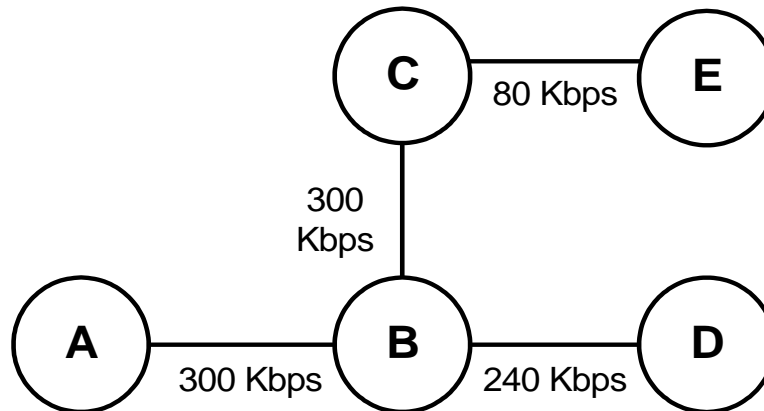
Exemplo 2

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.

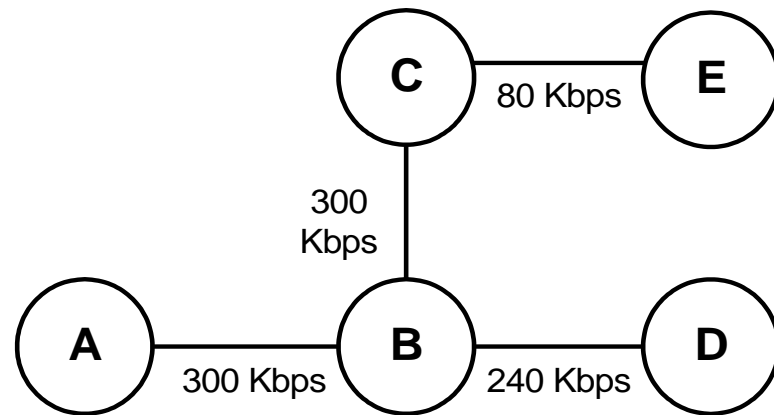
A rede permite controlar a taxa de transmissão máxima de cada fluxo através de um qualquer mecanismo adequado.

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.



Mecanismos de Escalonamento e de Descarte de Pacotes em Redes com Comutação de Pacotes

Primeira parte:

- **Caracterização das disciplinas de escalonamento de pacotes**

Equidade das disciplinas de escalonamento

Quando uma ligação está congestionada (*i.e.*, a sua fila de espera não está vazia), o problema mais básico que se coloca à função de escalonamento é:

divisão de um recurso escasso por fluxos com iguais direitos mas com diferentes necessidades de utilização desse recurso.

Idealmente, a atribuição deve ser feita de acordo com o princípio de equidade *max-min*:

- Os recursos são atribuídos aos fluxos por ordem crescente de necessidade.
- A nenhum fluxo é atribuída uma quantidade de recursos maior do que a sua necessidade.
- A fluxos cuja necessidade não tenha sido satisfeita é atribuída uma igual quantidade de recursos.

Equidade max-min com direitos iguais

Considere-se:

- um conjunto de fluxos $1, 2, \dots, n$ com necessidades x_1, x_2, \dots, x_n e ordenados pelas suas necessidades ($x_1 \leq x_2 \leq \dots \leq x_n$);
- uma ligação com capacidade C .

A atribuição dos recursos da ligação é efetuada do seguinte modo:

- Inicialmente todos os fluxos têm direito a $d = C/n$
- d é menor que x_1 ?
 - se sim, atribui-se d a todos os fluxos, i.e., aos fluxos $1, 2, \dots, n$;
 - se não, atribui-se x_1 ao fluxo 1 e os fluxos $2, 3, \dots, n$ têm direito a $d = d + (d - x_1)/(n - 1)$
- d é menor que x_2 ?
 - se sim, atribui-se d aos fluxos $2, 3, \dots, n$;
 - se não, atribui-se x_2 ao fluxo 2 e os fluxos $3, 4, \dots, n$ têm direito a $d = d + (d - x_2)/(n - 2)$
- E assim sucessivamente...

Exemplo 1

Considere-se uma ligação com capacidade de 128 Mbps e 4 fluxos de tráfego de 8, 36, 48 e 128 Mbps. Determine que recursos são atribuídos a cada fluxo pelo princípio de equidade max-min quando todos os fluxos têm direitos iguais.

i) O fluxo 1 tem direito a $d = 128/4 = 32$ Mbps.

Como o fluxo 1 gera menos que 32 Mbps, o fluxo 1 fica com 8 Mbps. Sobram $32 - 8 = 24$ Mbps.

ii) O fluxo 2 tem direito a $d = 32 + 24/3 = 40$ Mbps.

Como o fluxo 2 gera menos que 40 Mbps, o fluxo 2 fica com 36 Mbps. Sobram $40 - 36 = 4$ Mbps.

ii) O fluxo 3 tem direito a $d = 40 + 4/2 = 42$ Mb/s.

Como o fluxo 3 (e o fluxo 4) geram mais de 42 Mbps, os fluxos 3 e 4 ficam com 42 Mbps.

Equidade max-min com direitos diferentes

São atribuídos pesos aos fluxos proporcionais aos seus direitos. A atribuição de recursos é feita de acordo com o princípio *weighted max-min* fair.

Neste caso:

- Os recursos são atribuídos aos fluxos por ordem crescente de necessidade, estando esta normalizada em relação ao peso.
- A nenhum fluxo é atribuído uma quantidade de recursos maior do que a sua necessidade.
- A fluxos cuja necessidade não tenha sido satisfeita é atribuída uma quantidade de recursos proporcional ao seu peso.

Exemplo 2

Considere uma ligação com capacidade de 128 Mbps e 4 fluxos de tráfego de 8, 36, 48 e 128 Mbps. Determine que recursos são atribuídos a cada fluxo quando os fluxos têm pesos 1, 1, 3 e 3, respectivamente.

i) Fluxo 1 : $1/(1+1+3+3) \times 128 = 16$ Mbps

Fluxo 2 : $1/(1+1+3+3) \times 128 = 16$ Mbps

Fluxo 3 : $3/(1+1+3+3) \times 128 = 48$ Mbps

Fluxo 4 : $3/(1+1+3+3) \times 128 = 48$ Mbps

Atribui-se 8 Mbps ao fluxo 1 (<16 Mbps) e 48 Mbps ao fluxo 3.

Sobram $(16 - 8) + (48 - 48) = 8$ Mbps.

ii) Fluxo 2 : $16 + 1/(1+3) \times 8 = 18$ Mbps

Fluxo 4 : $48 + 3/(1+3) \times 8 = 54$ Mbps

Atribui-se 18 Mbps ao fluxo 2 (<36 Mbps) e 54 Mbps ao fluxo 4 (<128 Mbps).

Comparação dos Exemplos 1 e 2

Capacidade da ligação: 128 Mbps

Fluxos:	1	2	3	4
Débito de transmissão (Mbps):	8	36	48	128

Pesos:	1	1	1	1
Atribuição (Mbps):	8	36	42	42

Pesos:	1	1	3	3
Atribuição (Mbps):	8	18	48	54

- Quando os pesos são todos iguais, os fluxos 1 e 2 conseguem todo o seu débito porque são os fluxos com menor débito de transmissão
- Quando os fluxos 3 e 4 têm 3 vezes maior peso que os fluxos 1 e 2, conseguem maior débito enquanto que o fluxo 2 já não tem todo o seu débito de transmissão.

Proteção nas disciplinas de escalonamento

Idealmente, a função de escalonamento deve procurar proteger os fluxos bem comportados dos fluxos mal comportados.

Um fluxo mal comportado é um fluxo que envia tráfego a uma taxa superior à taxa a que tem direito (de acordo com o princípio de atribuição de recursos em vigor).

Como veremos à frente:

- as disciplina de escalonamento do tipo FIFO ou com prioridades não protegem os fluxos bem comportados dos fluxos mal comportados;
- por exemplo, as disciplinas de escalonamento do tipo *round-robin* conseguem.

Disciplinas de escalonamento

As disciplinas de escalonamento podem classificar-se em disciplinas com e sem conservação de trabalho (*work conserving*):

- numa disciplina com conservação de trabalho, a ligação só está inativa (i.e., não está a ser usada para transmitir pacotes) se não houver qualquer pacote à espera de ser transmitido;
- numa disciplina sem conservação de trabalho, a ligação pode estar inativa mesmo que haja pacotes na fila de espera.

Todas as disciplinas de escalonamento que iremos abordar são disciplinas com conservação de trabalho e são as seguintes:

- (1) por ordem de chegada (FIFO),
- (2) com base em prioridade estrita,
- (3) de uma forma rotativa (RR, WRR, DRR),
- (4) por aproximação ao sistema GPS (WFQ, SCFQ).

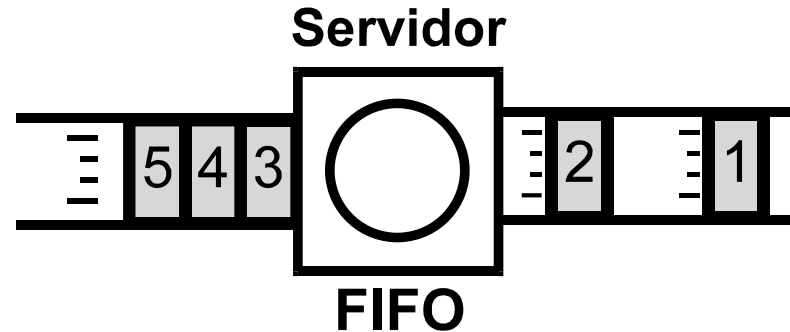


Mecanismos de Escalonamento e de Descarte de Pacotes em Redes com Comutação de Pacotes

Segunda parte:

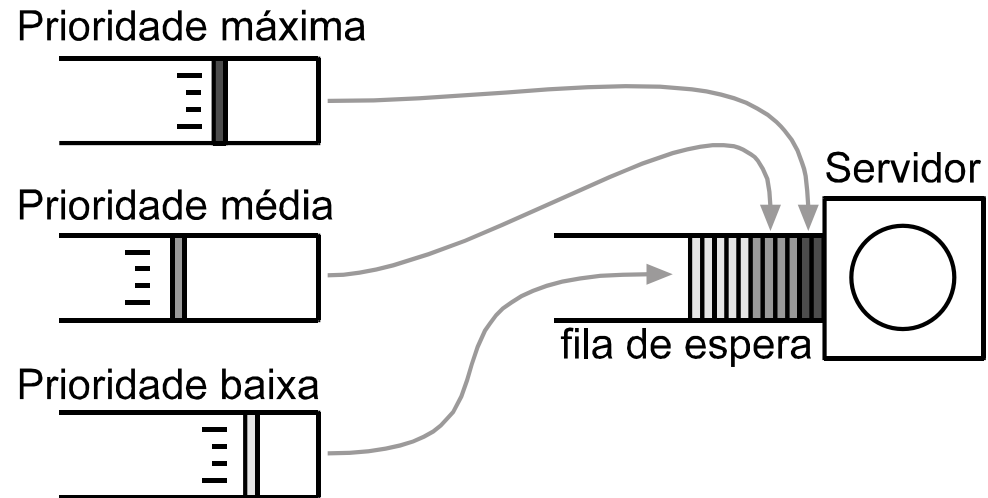
- **Disciplinas de escalonamento de pacotes: FIFO, com prioridades e que funcionam de forma rotativa**

First-In-First-Out (FIFO)



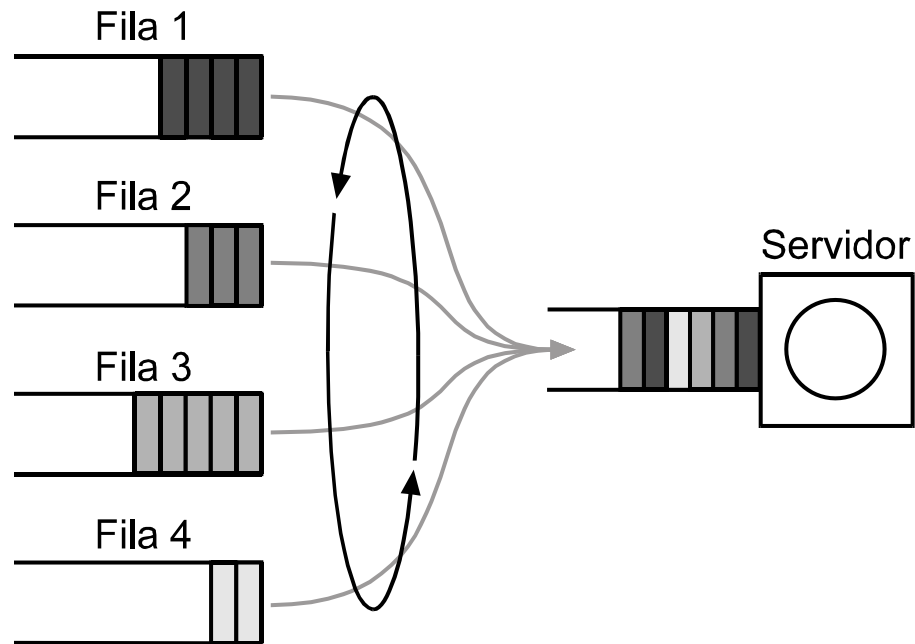
- Os pacotes de todos os fluxos são transmitidos pela sua ordem de chegada.
- Não envolve processamento de ordenação nem de classificação de pacotes.
- Não permite diferenciação de qualidade de serviço (o atraso médio na fila de espera é igual para os pacotes de todos os fluxos).
- Quando a fila de espera não está vazia, fluxos com n vezes mais tráfego recebem n vezes mais taxa de serviço pelo que os fluxos bem comportados não são protegidos.

Prioridade Estrita



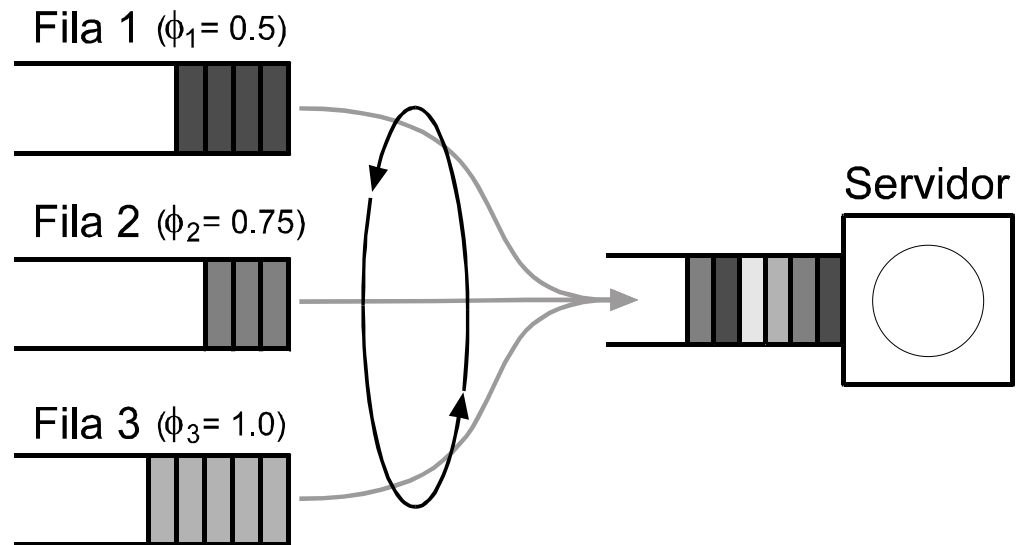
- Os pacotes classificados como de maior prioridade são sempre transmitidos antes dos pacotes de menor prioridade (os pacotes com a mesma prioridade são transmitidos com a disciplina FIFO).
- Não envolve processamento de ordenação.
- Envolve classificação dos pacotes de acordo com a prioridade.
- Permite diferenciação da qualidade de serviço (o atraso médio na fila de espera é menor para os pacotes de maior prioridade).
- Fluxos de pacotes de maior prioridade podem impedir que os fluxos de menor prioridade recebam qualquer serviço.

Round Robin (RR)



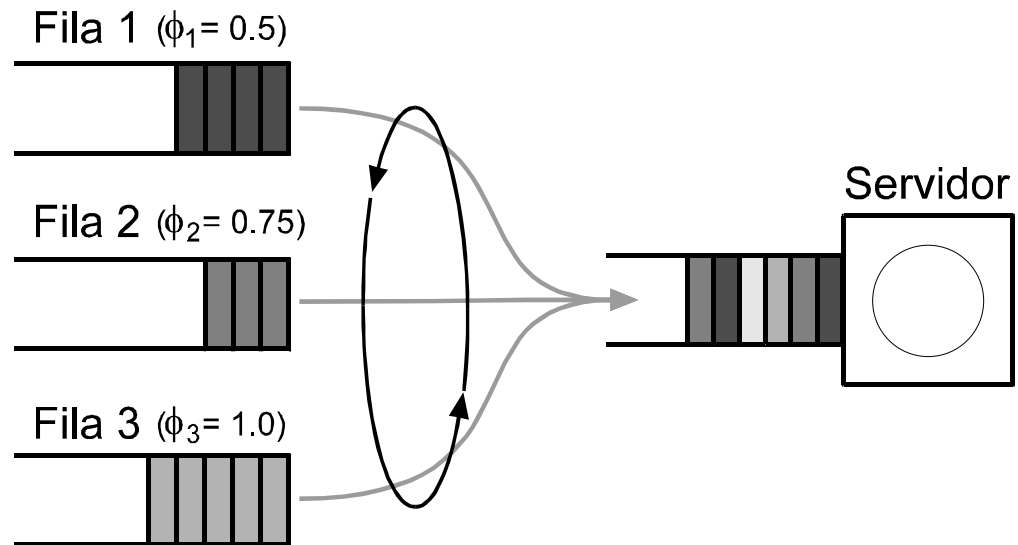
- Existe uma fila por fluxo de pacotes e o algoritmo seleciona um pacote de cada fila não vazia de forma rotativa.
- Não permite diferenciação de qualidade de serviço.
- Ao contrário do FIFO, o RR serve o mesmo número de pacotes de todos os fluxos ativos (i.e. fluxos com pacotes na fila).
- Fluxos de pacotes maiores têm maior taxa de serviço.
- Protege os fluxos bem comportados (os fluxos mal comportados apenas penalizam o seu próprio atraso na fila de espera).

Weighted Round Robin (WRR)



- É atribuído um peso ϕ_i a cada fila de espera proporcional à taxa de serviço a proporcionar a cada fluxo em situação de congestão.
- Em cada ciclo, o WRR serve um número de pacotes de cada fila de espera tal que a soma dos seus tamanhos (em bytes) é proporcional ao peso da fila.
- É necessário conhecer a priori o comprimento médio dos pacotes.
- A ligação pode ficar demasiado tempo a servir cada fluxo de pacotes o que tem um impacto negativo no *jitter* introduzido pela ligação.

Weighted Round Robin (WRR)



No exemplo da figura, se o comprimento médio (em Bytes) dos pacotes de cada fluxo for:

$$L_1 = 50, L_2 = 500, L_3 = 1500$$

Os pesos normalizados são:

$$\varphi_1 = 0.5/50 = 1/100 = 60/6000$$

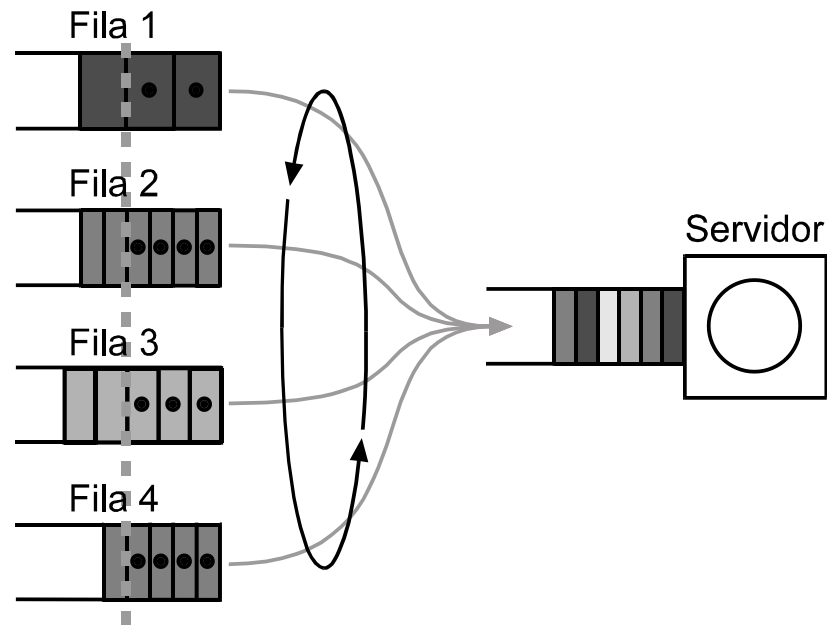
$$\varphi_2 = 0.75/500 = 3/2000 = 9/6000$$

$$\varphi_3 = 1/1500 = 4/6000$$

Número de pacotes por ciclo:

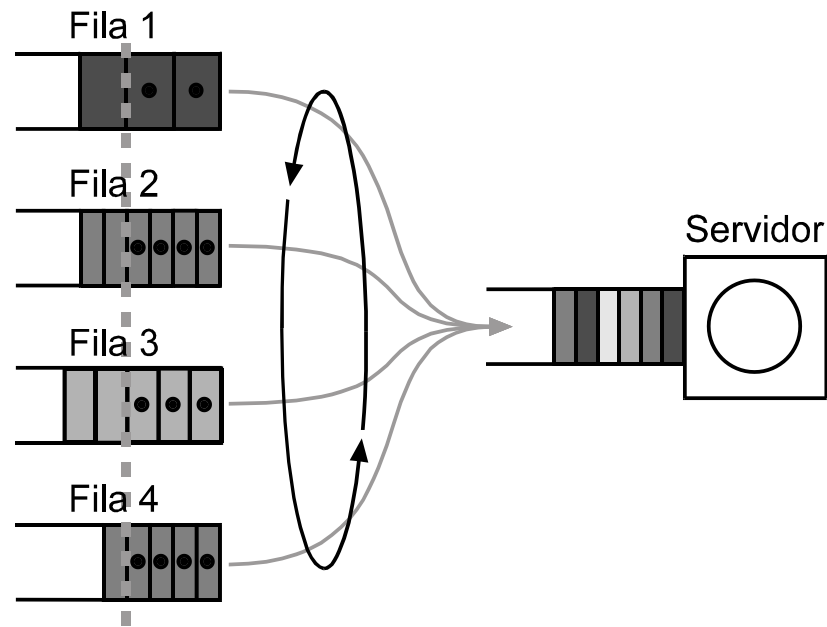
$$\Phi_1 = 60, \Phi_2 = 9, \Phi_3 = 4$$

Deficit Round Robin (DRR)

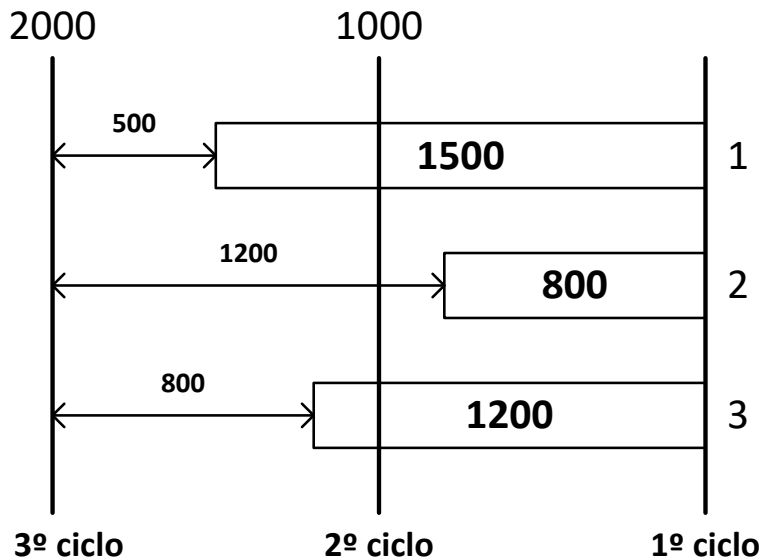


- Em cada ciclo, o DRR serve uma quantidade de bytes até um valor máximo designado por limiar.
- A diferença entre a quantidade servida e o limiar é contabilizada em forma de crédito para o ciclo seguinte.
- Quando uma fila está vazia, o crédito respetivo é colocado a zero.
- Se se considerarem limiares diferentes para as diferentes filas, a taxa de serviço de cada fluxo é proporcional ao limiar da sua fila de espera.
- Ao contrário do WRR, não é necessário saber o comprimento médio dos pacotes.

Deficit Round Robin (DRR)



limiar = 1000 bytes (para todos os fluxos)



1º Ciclo:

- a) fila 1 não é servida, obtém crédito de 1000
- b) fila 2 é servida, obtém crédito de 200
- c) fila 3 não é servida, obtém crédito de 1000

2º Ciclo:

- a) fila 1 é servida, obtém crédito de 500
- b) fila 2 está vazia, fica com crédito a 0
- c) fila 3 é servida, obtém crédito de 800



Mecanismos de Escalonamento e de Descarte de Pacotes em Redes com Comutação de Pacotes

Terceira parte:

- **Disciplinas de escalonamento de pacotes que funcionam por aproximação ao sistema GPS**

Generalized Processor Sharing (GPS)

modelo de fluídos



modelo de pacotes



- Algoritmo ideal que proporciona equidade perfeita, baseado num modelo de fluídos, em que o tráfego é considerado infinitamente divisível.
 - Exemplo: num dado instante, 50% da capacidade de uma ligação é utilizada por um fluxo e 50% por outro fluxo.
- Existe uma fila de espera por fluxo e é atribuído um peso ϕ_i a cada fluxo.
- Quando um pacote chega a uma fila, se nenhum outro pacote da mesma fila estiver a ser transmitido, este começa imediatamente a ser transmitido, em paralelo com os pacotes das outras filas, a uma taxa de serviço proporcional ao seu peso.
- É um algoritmo impossível de realizar na prática, mas constitui uma boa base teórica para o desenvolvimento de outros algoritmos.

Exemplo 3

Considere-se uma ligação de 64 Kbps com 2 filas de espera de pesos $\phi_1 = 3$ e $\phi_2 = 1$, em que os 2 fluxos de pacotes são servidos pela disciplina de escalonamento ideal GPS. Chegam a esta ligação os seguintes pacotes:

- pacote 1 à fila 1 com 62 Bytes em $t = 0$,
- pacote 1 à fila 2 com 32 Bytes em $t = 4$ ms e
- pacote 2 à fila 1 com 18 Bytes em $t = 6$ ms.

Determinar os instantes em que os pacotes são servidos (i.e., os instantes de tempo em que termina a transmissão de cada pacote).

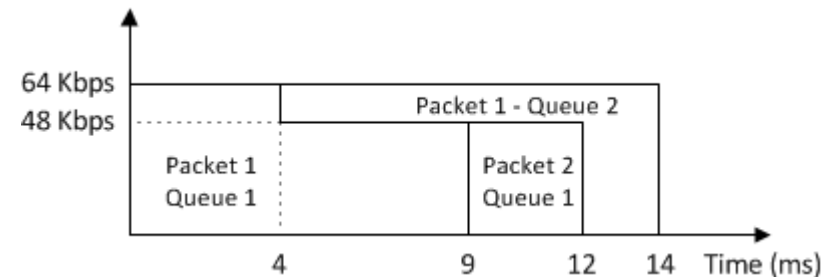
Ligação: 64 Kbps

2 filas de espera: $\phi_1 = 3$ e $\phi_2 = 1$

Chegam:

- pacote 1 à fila 1 com 62 Bytes ($t = 0$),
- pacote 1 à fila 2 com 32 Bytes ($t = 4$ ms) e
- pacote 2 à fila 1 com 18 Bytes ($t = 6$ ms).

Resolução do Exemplo 3



- O pacote 1 da fila 1 é servido inicialmente a 64 Kb/s. Em $t = 4$ ms, foram servidos $(64\text{Kb/s}) \times (4\text{ms}) = 256$ bits = 32 Bytes do pacote 1 da fila 1. A partir daqui, a fila 1 é servida a $(3/4) \times 64$ Kb/s = 48 Kb/s e a fila 2 a $(1/4) \times 64$ Kb/s = 16 Kb/s.
- Com estas taxas, o pacote 1 da fila 1 demora $((62-32) \times 8) / (48\text{Kb/s}) = 5$ ms a finalizar a sua transmissão e o pacote 1 da fila 2 demora $(32 \times 8) / (16\text{Kb/s}) = 16$ ms. Assim, o pacote 1 da fila 1 termina a sua transmissão em $t = 4 + 5 = 9$ ms. Neste instante, inicia-se a transmissão do pacote 2 da fila 1 porque chegou no instante $t = 6$ ms.
- O pacote 2 da fila 1 demora $(18 \times 8) / (48\text{Kb/s}) = 3$ ms a ser transmitido. Assim, o pacote 2 da fila 1 termina a sua transmissão em $t = 9 + 3 = 12$ ms.
- A partir de $t = 12$ ms, o pacote 1 da fila 2 é transmitido a 64 Kb/s. Como até este instante foram transmitidos $(16\text{Kb/s}) \times (8\text{ms}) = 128$ bits = 16 Bytes, os restantes 16 Bytes demoram $(16 \times 8) / (64\text{Kb/s}) = 2$ ms. Assim, o pacote 1 da fila 2 termina a transmissão em $t = 12 + 2 = 14$ ms.

Weighted Fair Queuing (WFQ)

É uma aproximação ao sistema GPS: o WFQ tenta servir os pacotes pela ordem em que terminariam de ser transmitidos no sistema GPS.

Sempre que chega um pacote a uma fila, é atribuído ao pacote um **Finish Number** (FN) que indica a ordem pela qual ele será enviado relativamente aos outros pacotes.

Round Number (RN) é uma variável real que cresce no tempo a uma taxa inversamente proporcional aos pesos dos fluxos ativos.

Num intervalo de tempo $[\tau_i, \tau_{i+1})$ em que o número de fluxos ativos se mantenha constante:

$$RN(\tau_i + t) = RN(\tau_i) + \frac{1}{\sum_{j \text{ ativos}} \phi_j} t \quad t \in [\tau_i, \tau_{i+1})$$

O RN é processado sempre que o número de fluxos ativos se altera:

- quando um pacote chega de um fluxo que não tem pacotes no sistema;
- quando um pacote de um fluxo termina de ser transmitido e o fluxo não tem nenhum outro pacote na fila de espera.

Quando o pacote k com comprimento L_k pertencente à fila i chega, é-lhe atribuído o *finish number* $FN_{i,k}$ dado por:

$$FN_{i,k} = \max(FN_{i,k-1}, RN) + \frac{L_k/C}{\phi_i}$$

Self Clock Fair Queuing (SCFQ)

A principal desvantagem do WFQ é o peso computacional do cálculo do RN .

Por forma a evitar o cálculo do RN do WFQ, o SCFQ substitui este parâmetro pelo valor do FN do pacote que está a ser transmitido, FN_s , qualquer que seja o fluxo a que pertence.

Assim, quando o pacote k com comprimento L_k pertencente à fila i chega, é-lhe atribuído o *finish number* $FN_{i,k}$ dado por:

$$FN_{i,k} = \max(FN_{i,k-1}, FN_s) + \frac{L_k}{\phi_i}$$

Não se utiliza o valor da capacidade da ligação (C), uma vez que não é necessário saber o tempo que o pacote demoraria a ser servido no sistema GPS.

Apesar do SCFQ ser de muito menor complexidade que o WFQ, pode não ser tão justo para pequenos intervalos de tempo (i.e., não se aproxima tão bem ao GPS como o WFQ).

Exemplo 4

Considere-se uma ligação de 64 Kbps com 2 filas de espera de pesos $\phi_1 = 3$ e $\phi_2 = 1$. Chegam a esta ligação os seguintes pacotes:

- pacote 1 à fila 1 com 62 Bytes em $t = 0$,
- pacote 1 à fila 2 com 32 Bytes em $t = 4$ ms e
- pacote 2 à fila 1 com 18 Bytes em $t = 6$ ms.

Determinar os instantes em que os pacotes são servidos (i.e., os instantes de tempo em que termina a transmissão de cada pacote) considerando que os 2 fluxos de pacotes são servidos por uma:

- uma disciplina de escalonamento WFQ
- uma disciplina de escalonamento SCFQ

Exemplo 4 – resolução de (a)

Ligação: 64 Kbps

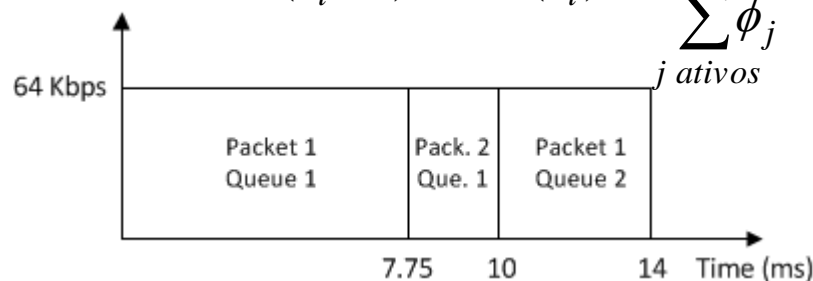
2 filas de espera: $\phi_1 = 3$ e $\phi_2 = 1$

Chegam:

- pacote 1 à fila 1 com 62 Bytes ($t = 0$),
- pacote 1 à fila 2 com 32 Bytes ($t = 4$ ms) e
- pacote 2 à fila 1 com 18 Bytes ($t = 6$ ms).

$$FN_{i,k} = \max(FN_{i,k-1}, RN) + \frac{L_k/C}{\phi_i}$$

$$RN(\tau_i + t) = RN(\tau_i) + \frac{1}{\sum_{j \text{ ativos}} \phi_j} t$$



- Em $t = 0$ ms, $RN = 0$ e $FN_{1,1} = 0 + (62 \times 8) / 64000 / 3 = 2.58 \times 10^{-3}$. O pacote 1 da fila 1 é transmitido em $(62 \times 8) / (64 \text{ Kb/s}) = 7.75$ ms. Assim, o pacote 1 da fila 1 termina a sua transmissão em $t = 0 + 7.75 = 7.75$ ms.
- Em $t = 4$ ms : $RN = 0 + (4 \times 10^{-3}) / 3 = 1.33 \times 10^{-3}$
 $FN_{2,1} = 1.33 \times 10^{-3} + (32 \times 8) / 64000 / 1 = 5.33 \times 10^{-3}$
- Em $t = 6$ ms : $RN = 1.33 \times 10^{-3} + (6 \times 10^{-3} - 4 \times 10^{-3}) / 4 = 3.33 \times 10^{-3}$
 $FN_{1,2} = \max(2.58 \times 10^{-3}, 3.33 \times 10^{-3}) + (18 \times 8) / 64000 / 3 = 4.08 \times 10^{-3}$
- Em $t = 7.75$ ms, como $FN_{1,2} < FN_{2,1}$, o pacote 2 da fila 1 começa a ser transmitido. O pacote 2 da fila 1 é transmitido em $(18 \times 8) / (64 \text{ Kb/s}) = 2.25$ ms. Assim, o pacote 2 da fila 1 termina a sua transmissão em $t = 7.75 + 2.25 = 10$ ms.
- Em $t = 10$ ms, o pacote 1 da fila 2 começa a ser transmitido. O pacote 1 da fila 2 é transmitido em $(32 \times 8) / (64 \text{ Kb/s}) = 4$ ms. Assim, o pacote 1 da fila 2 termina a sua transmissão em $t = 10 + 4 = 14$ ms.

Exemplo 4 – resolução de (b)

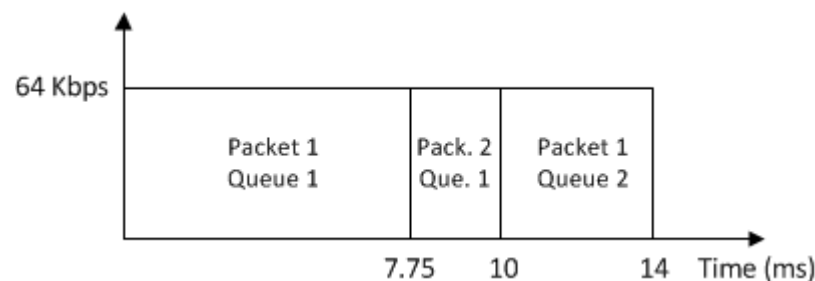
$$FN_{i,k} = \max(FN_{i,k-1}, FN_s) + \frac{L_k}{\phi_i}$$

Ligação: 64 Kbps

2 filas de espera: $\phi_1 = 3$ e $\phi_2 = 1$

Chegam:

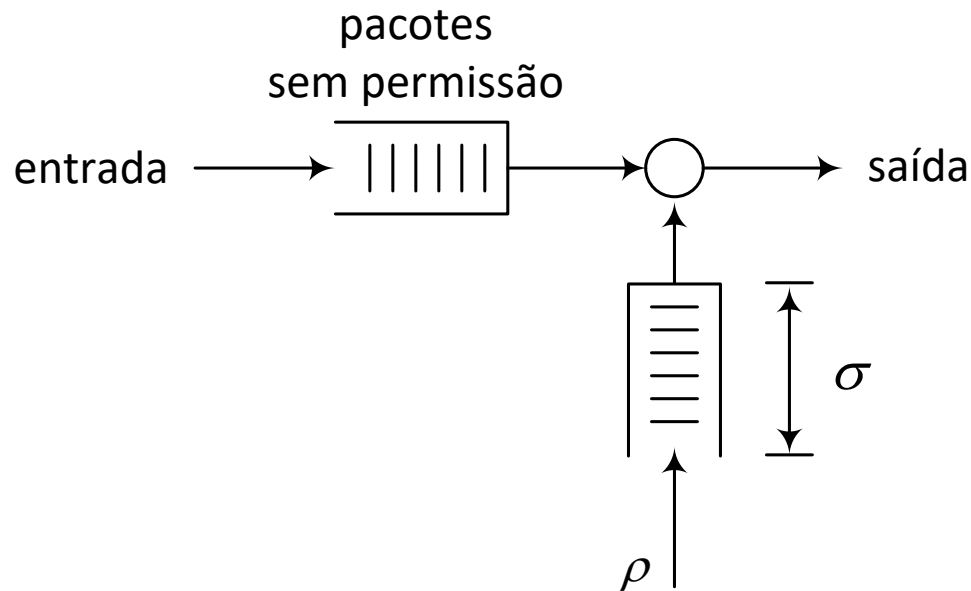
- pacote 1 à fila 1 com 62 Bytes ($t = 0$),
- pacote 1 à fila 2 com 32 Bytes ($t = 4$ ms) e
- pacote 2 à fila 1 com 18 Bytes ($t = 6$ ms).



- Em $t = 0$ ms, $FN_{1,1} = 0 + (62 \times 8)/3 = 165.3$. O pacote 1 da fila 1 é transmitido em $(62 \times 8)/(64 \text{ Kb/s}) = 7.75$ ms. Assim, o pacote 1 da fila 1 termina a sua transmissão em $t = 0 + 7.75 = 7.75$ ms.
- Em $t = 4$ ms : $FN_{2,1} = 165.3 + (32 \times 8)/1 = 421.3$
- Em $t = 6$ ms : $FN_{1,2} = \max(165.3, 165.3) + (18 \times 8)/3 = 213.3$
- Em $t = 7.75$ ms, como $FN_{1,2} < FN_{2,1}$, o pacote 2 da fila 1 começa a ser transmitido. O pacote 2 da fila 1 é transmitido em $(18 \times 8)/(64 \text{ Kb/s}) = 2.25$ ms. Assim, o pacote 2 da fila 1 termina a sua transmissão em $t = 7.75 + 2.25 = 10$ ms.
- Em $t = 10$ ms, o pacote 1 da fila 2 começa a ser transmitido. O pacote 1 da fila 2 é transmitido em $(32 \times 8)/(64 \text{ Kb/s}) = 4$ ms. Assim, o pacote 1 da fila 2 termina a sua transmissão em $t = 10 + 4 = 14$ ms.

Desempenho do GPS com controlo de taxa de transmissão por *leaky bucket*

O *Leaky Bucket* é um mecanismo de controlo de taxas de transmissão que permite impor um majorante ao tráfego gerado por um dado fluxo.



Se $A_i(\tau, t)$ representar a quantidade de tráfego (em Bytes) do fluxo i que é submetido à rede no intervalo de tempo $[\tau, t]$, então:

$$A_i(\tau, t) \leq \sigma_i + \rho_i(t - \tau)$$

Desempenho do GPS com controlo de taxa de transmissão por *leaky bucket*

Numa disciplina GPS, se designarmos por $S_i(\tau, t)$ o tráfego (em Bytes) de um fluxo i que é servido num intervalo de tempo $[\tau, t)$, então:

$$S_i(\tau, t) \geq r_i(t - \tau) \quad \text{em que} \quad r_i = \frac{\phi_i}{\sum_j \phi_j} C$$

A quantidade máxima de tráfego em espera $Q_{i,\max}(t)$ do fluxo i , desde um instante em que o fluxo não tinha tráfego no sistema ($\tau = 0$) até um qualquer instante t é:

$$\begin{aligned} Q_{i,\max}(t) &= A_{i,\max}(0, t) - S_{i,\min}(0, t) \\ &= \sigma_i + \rho_i t - r_i t \\ &\leq \sigma_i \quad \Leftarrow \quad r_i \geq \rho_i \end{aligned}$$

O atraso máximo D_i é o tempo necessário para transmitir todo o tráfego em espera, que na pior das hipóteses é servido à taxa mínima de serviço r_i . Assim, se $r_i \geq \rho_i$, o atraso máximo de qualquer pacote do fluxo i é:

$$D_i = \frac{\sigma_i}{r_i}$$

Desempenho do WFQ com controlo de taxa de transmissão por *leaky bucket*

Numa disciplina WFQ, o atraso máximo é maior que no GPS porque a informação é transmitida em pacotes.

Considere um fluxo i formatado por um *leaky bucket* com parâmetros σ_i e ρ_i que atravessa n ligações:

C_j - capacidade da ligação j

r_i - largura de banda reservada para o fluxo i em todas as ligações ($r_i \geq \rho_i$)

L_i - tamanho máximo dos pacotes do fluxo i

L_{\max} - tamanho máximo dos pacotes de todos os fluxos

Prova-se que o atraso máximo (D_i) que os pacotes do fluxo i sofrem é:

$$D_i = \frac{\sigma_i + (n-1)L_i}{r_i} + \sum_{j=1}^n \frac{L_{\max}}{C_j} + \Gamma$$

em que Γ é o atraso total de propagação de todas as ligações.

Exemplo 5

Considere um fluxo de pacotes de comprimento máximo de 200 Bytes formatado por um *leaky bucket* com parâmetros $\sigma = 1000$ bytes e $\rho = 150$ Kbps. O fluxo atravessa 8 ligações todas com capacidade 100 Mbps servidas por uma disciplina WFQ. O comprimento máximo dos pacotes de todos os fluxos é de 1500 bytes. O atraso de propagação total é 2 mseg. Qual a taxa (em Mbps) que é necessário reservar em todas as ligações para este fluxo, por forma a garantir um atraso máximo extremo-a-extremo de 20 mseg?

$$D_i = \frac{\sigma_i + (n-1)L_i}{r_i} + \sum_{j=1}^n \frac{L_{\max}}{C_j} + \Gamma$$

$$0.02 = \frac{1000 \times 8 + 7 \times 200 \times 8}{r} + 8 \times \frac{1500 \times 8}{100 \times 10^6} + 0.002$$

$$r = \frac{1000 \times 8 + 7 \times 200 \times 8}{0.018 - 8 \times \frac{1500 \times 8}{100 \times 10^6}} = 1127 \text{ Kbps} = 1.127 \text{ Mbps}$$



Mecanismos de Escalonamento e de Descarte de Pacotes em Redes com Comutação de Pacotes

Quarta parte:

- **Métodos de descarte de pacotes**
- **Ilustração da combinação de disciplinas de escalonamento com métodos de descarte de pacote na arquitectura DiffServ do IETF**

Métodos de Descarte de Pacotes

Os métodos de descarte de pacotes podem ser classificados quanto a:

- Posição de descarte
- Prioridade de descarte
- Grau de agregação
- Descarte antecipado

Métodos de Descarte de Pacotes

Posição de descarte

- Cauda da fila – Normalmente usado por omissão; mais simples de implementar (o pacote não chega a entrar na fila).
 - Em muitos casos, a fila tem muitos pacotes pertencentes a poucos fluxos. Se o pacote que chega não pertence a nenhum desses fluxos, a estratégia não é justa.
- Posição aleatória – Escolhe-se aleatoriamente um pacote (entre todos os da fila + o novo) para ser eliminado (computacionalmente pesado).
 - Os fluxos com mais pacotes na fila são mais penalizados: estratégia mais justa.
- Cabeça da fila – Retira-se o pacote mais antigo da fila e aceita-se o que chegou (computacionalmente leve).
 - Tão bom como a posição aleatória em termos de justiça.
 - Útil quando o controle de fluxo é baseado em perdas de pacotes (porquê? lembrar controle de congestão do TCP!) 62

Métodos de Descarte de Pacotes

Prioridades de descarte

- O emissor ou a rede (o policiador de um domínio DiffServ) podem marcar alguns pacotes com maior prioridade de descarte. Estes, em situação de congestionamento serão os primeiros a ser descartados.
- Quando um pacote é fragmentado e um dos fragmentos é descartado, os restantes fragmentos podem (e devem) também ser descartados pois deixam de ter qualquer utilidade.
 - Podia ser usado no protocolo IP? Relembrar utilização da flag '*more fragments*' e do campo *Fragment Offset*.
- Um método de descarte possível consiste em dar maior prioridade de descarte aos pacotes que passaram por menos ligações (*i.e.*, usaram menos recursos).
 - Este método não pode ser implementado no protocolo IP (porquê? relembrar utilização do campo TTL no IPv4)

Métodos de Descarte de Pacotes

Grau de agregação

Agregação de fluxos

- O método de descarte pode considerar os fluxos individualmente ou de forma agregada.
 - Na forma agregada, o método é aplicado a cada pacote do agregado, sem tomar em consideração o fluxo a que pertence.
 - Quanto mais fluxos forem agregados, menor a proteção entre os fluxos pertencentes ao mesmo agregado.

Agregação da memória dedicada às filas de espera

- Se existe uma fila de espera por fluxo de pacotes e a memória é partilhada por todas as filas, consegue-se uma atribuição de memória *max-min fair* quando se descarta o último pacote da fila mais longa (*i.e.*, da fila com um maior número de pacotes).
 - Com o WFQ, isto corresponde a descartar o pacote com maior *Finish Number* de entre todos os fluxos.

Métodos de Descarte de Pacotes

Descarte antecipado

Descarte quando a fila de espera está cheia:

- Quando a fila enche por um longo período (a ligação está muito congestionada), múltiplos pacotes são descartados provocando a reação simultânea de todas as ligações TCP afetadas; o tráfego tende a variar ciclicamente entre períodos de baixo débito e períodos de congestão.

Descarte antecipado (RED - *Random Early Discard*):

- Quando cada pacote chega à fila, ele é descartado com uma probabilidade proporcional à ocupação da fila; evita-se o sincronismo do controle de congestão das ligações TCP.
- Não proporciona diferenciação de qualidade de serviço.

Descarte antecipado pesado (WRED – *Weighted RED*):

- Atribuem-se diferentes probabilidades de descarte a pacotes pertencentes a diferentes fluxos (ou agregados de fluxos).
- Quanto menor a probabilidade de descarte, menor é a taxa de perda de pacotes que o fluxo (ou o agregado) sofre.

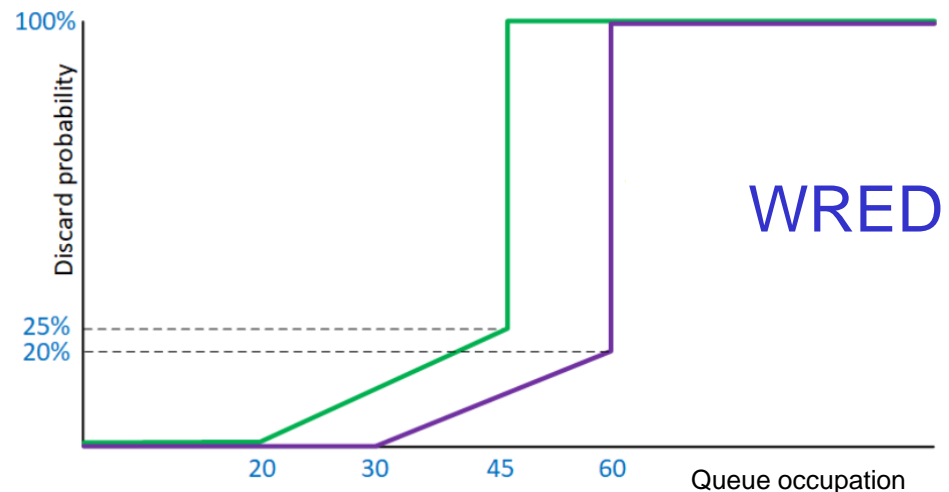
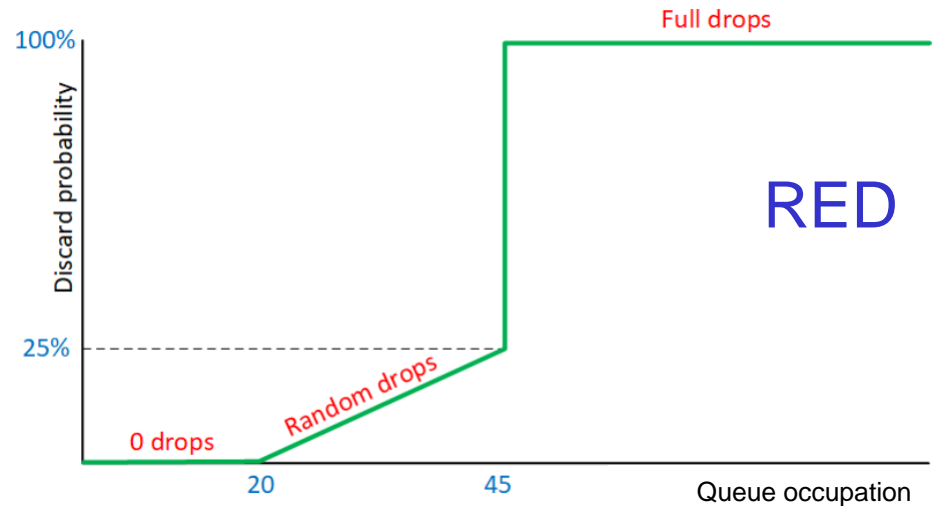
RED e WRED

No RED:

- Limite Mínimo (m): quando um pacote chega e a ocupação da fila f é menor que o limite mínimo ($f < m$), o pacote é sempre aceite na fila.
- Limite Máximo (M): quando um pacote chega e a ocupação da fila f é maior que o limite máximo ($f > M$), o pacote é sempre descartado.
- Mark Probability Denominator (MPD): quando um pacote chega e a ocupação f está entre os limites mínimo e máximo ($m \leq f \leq M$), o pacote é descartado com probabilidade $(f-m)/(M-m) \times MPD$

No WRED:

- São atribuídos diferentes valores de m , M e MPD a diferentes fluxos (ou agregados de fluxos)



Exemplo – Arquitectura *DiffServ*

Classes de Serviço

- *Default (DE)* → DSCP = 000000
 - serviço *best-effort* com uma única fila de espera do tipo FIFO
- *Expedited Forwarding (EF)* → DSCP = 101110
 - serviço tipo “linha alugada virtual”
 - disponibiliza controle de perdas, do atraso e da variância do atraso dentro de uma determinada largura de banda máxima
- *Assured Forwarding (AF)*
 - fornece uma Qualidade de Serviço relativa entre até 4 classes AF
 - em cada classe AF, pode haver até 3 níveis de precedência para descarte de pacotes (em caso de congestionamento)

<i>AF Codepoints</i>	AF1	AF2	AF3	AF4
<i>Low drop precedence</i>	001010	010010	011010	100010
<i>Medium drop precedence</i>	001100	010100	011100	100100
<i>High drop precedence</i>	001110	010110	011110	100110

Possível Esquema de Escalonamento do DiffServ

