Desempenho de Redes com Comutação de Pacotes

Modelação e Desempenho de Redes e Serviços

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

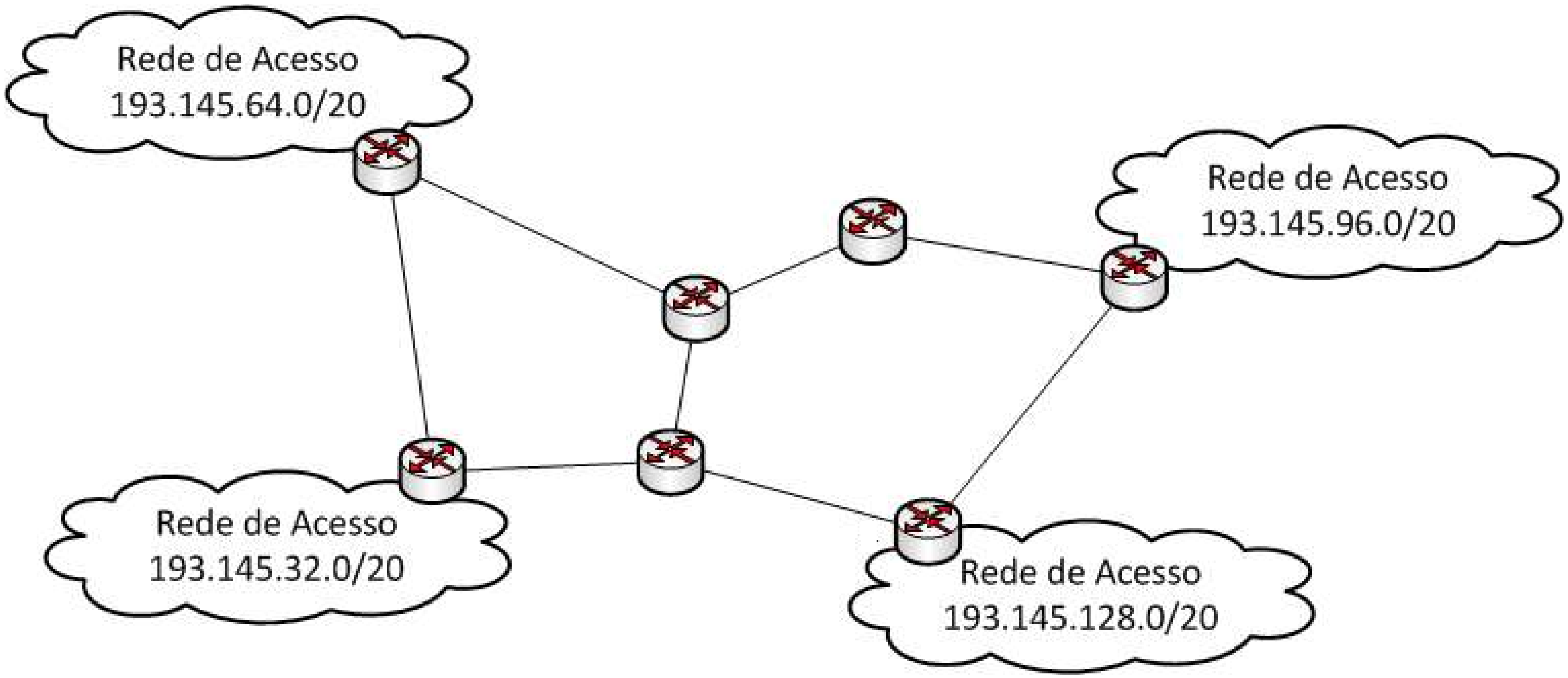
DETI-UA, 2023/2024

Encaminhamento em redes com comutação de pacotes

Existem 2 tipos de redes com comutação de pacotes:

- redes de *circuitos virtuais*
- redes de datagramas

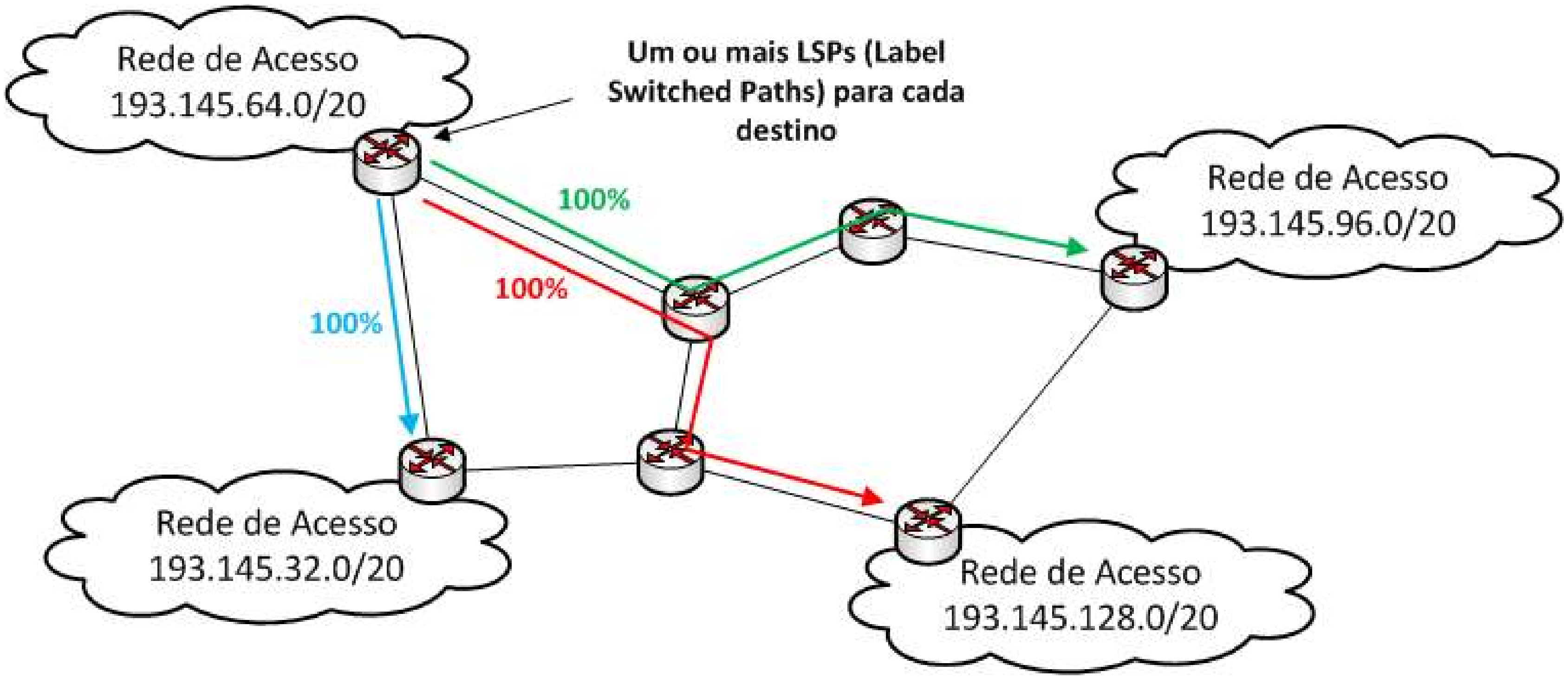
Considere-se o seguinte exemplo de uma rede de um ISP (*Internet Service Provider*) que liga 4 redes de acesso:



Encaminhamento em redes com comutação de pacotes – redes de circuitos virtuais

- A cada fluxo de pacotes, é atribuído pelo menos um circuito virtual.
- Os percursos dos circuitos virtuais são inicialmente estabelecidos.
- Após o estabelecimento dos circuitos virtuais, os pacotes de cada fluxo são encaminhados pelos circuitos virtuais atribuídos.

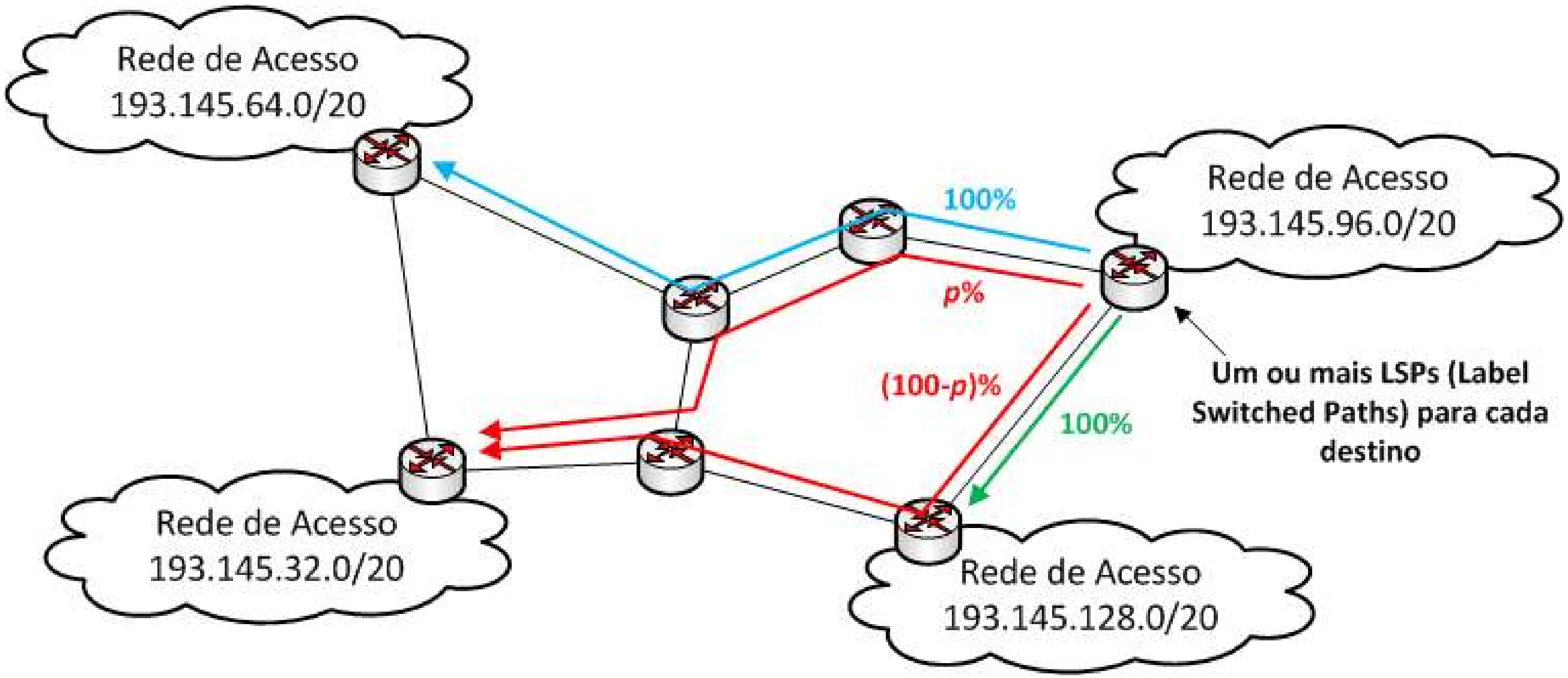
Exemplo: redes IP/MPLS em que os circuitos virtuais se designam por LSPs (*Label Switched Paths*).



Encaminhamento em redes com comutação de pacotes – <u>redes de circuitos virtuais</u>

- A cada fluxo de pacotes, é atribuído pelo menos um circuito virtual.
- Os percursos dos circuitos virtuais são inicialmente estabelecidos.
- Após o estabelecimento dos circuitos virtuais, os pacotes de cada fluxo são encaminhados pelos circuitos virtuais atribuídos.

Exemplo: redes IP/MPLS em que os circuitos virtuais se designam por LSPs (*Label Switched Paths*).



Encaminhamento em redes com comutação de pacotes – <u>redes de datagramas</u>

- As decisões de encaminhamento são efetuadas pacote a pacote.
- Assim, dois pacotes do mesmo par origem-destino podem seguir percursos distintos na rede.

Exemplo: redes IP com o protocolo de encaminhamento RIP ou OSPF.

Nas redes IP, o encaminhamento é baseado em <u>*percursos de custo mínimo*</u> de cada nó (router) para cada rede destino

- No OSPF, é atribuído a cada ligação um número positivo designado por <u>*custo*</u> da ligação.
- No RIP, o custo é 1 para cada ligação.
- Cada percurso de um router para um destino tem um custo igual à soma dos custos das ligações que o compõem.
- Em cada router, cada pacote IP é encaminhado por um dos percursos de custo mínimo para a rede destino do pacote.

Encaminhamento em redes com comutação de pacotes – <u>redes de datagramas</u>

Cada pacote IP é encaminhado por um dos percursos de custo mínimo para o destino do pacote:

<u>Método estático</u>: o custo das ligações é fixo (o caso do RIP e do OSPF).

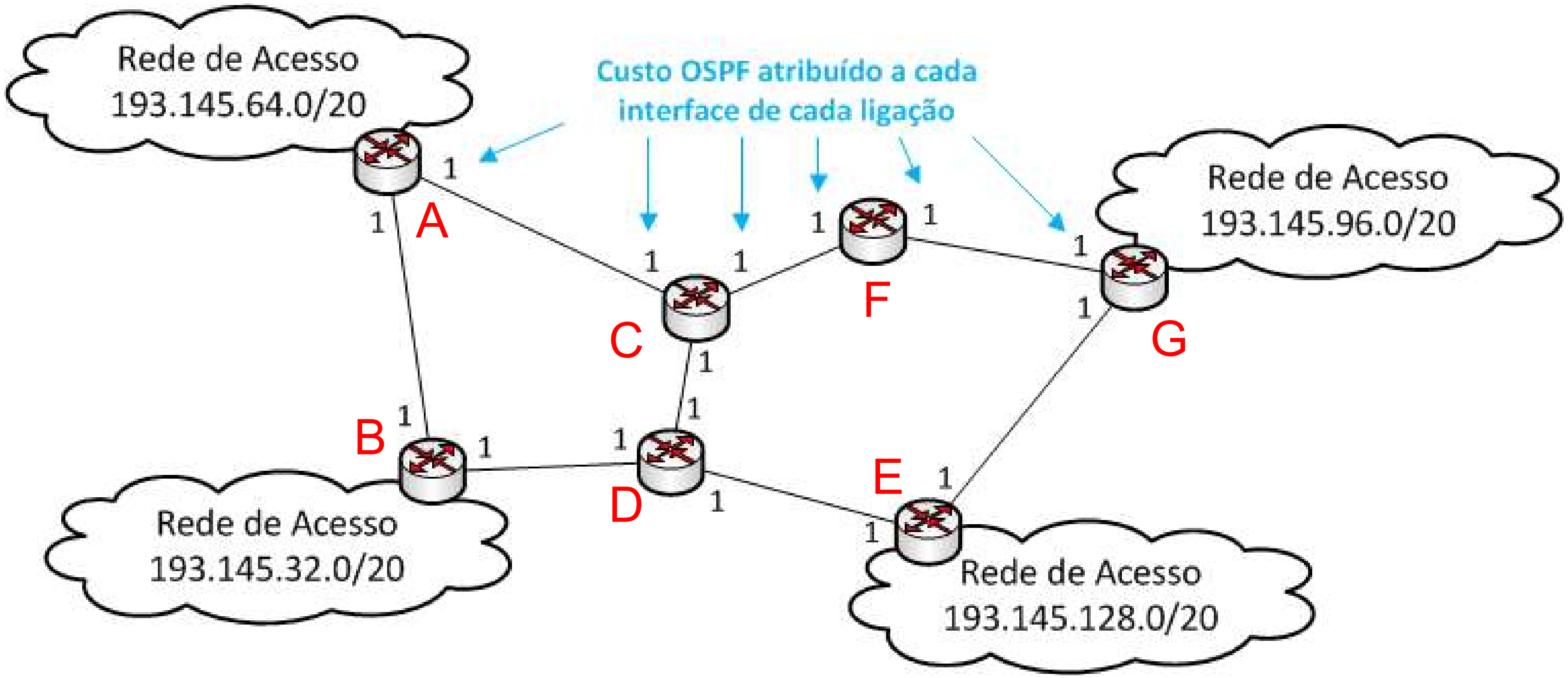
<u>Método dinâmico</u>: o custo das ligações varia ao longo do tempo em função do seu nível de utilização (exemplo: protocolos IGRP e EIGRP)

– o percurso de custo mínimo adapta-se a situações de sobrecarga obrigando os pacotes a evitarem as ligações mais utilizadas;
– introduz um efeito de realimentação que pode levar a oscilações indesejáveis.

Quando existem múltiplos percursos de custo mínimo de um nó para um destino, é usada a técnica ECMP (*Equal Cost Multi-Path*):

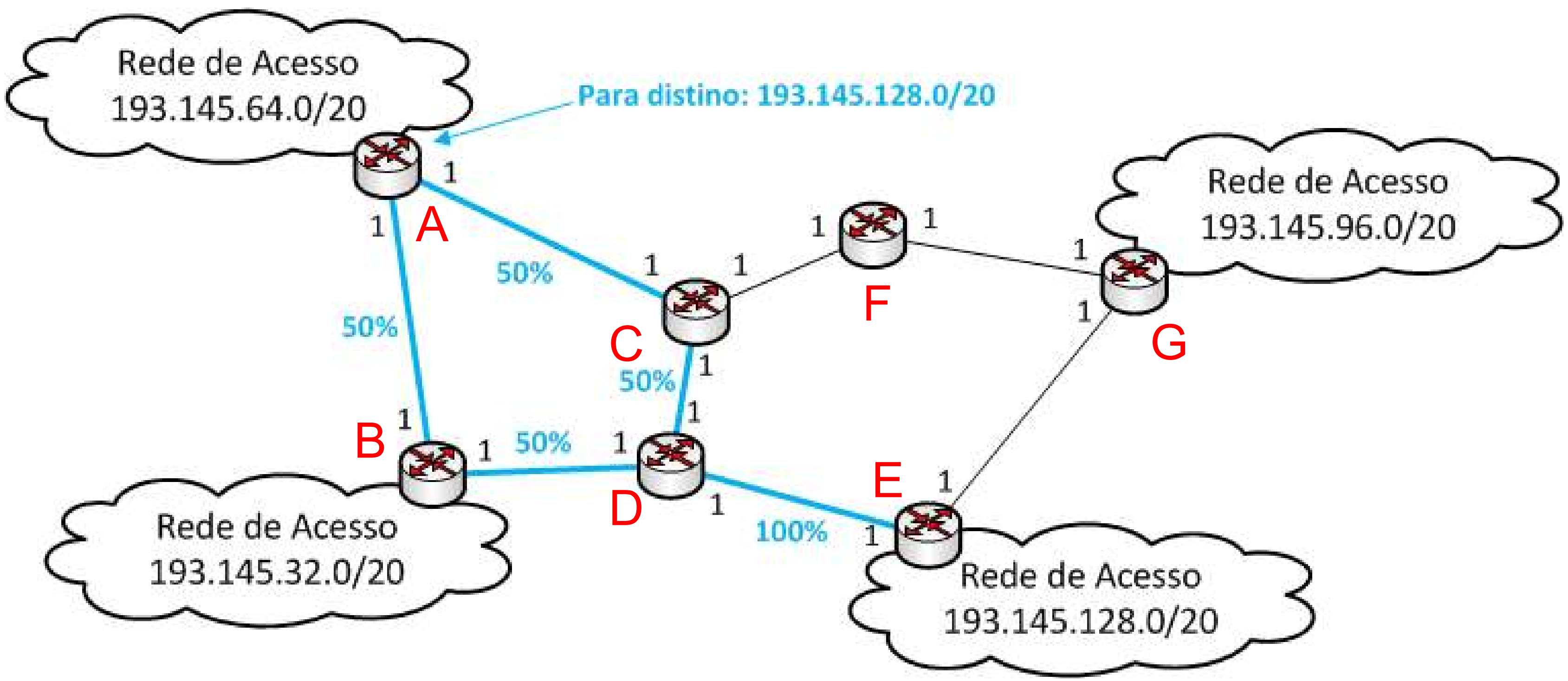
– em cada nó, o tráfego é bifurcado em igual percentagem por todas as ligações de saída que proporcionam percursos de custo mínimo

Encaminhamento em redes IP com encaminhamento OSPF (I)



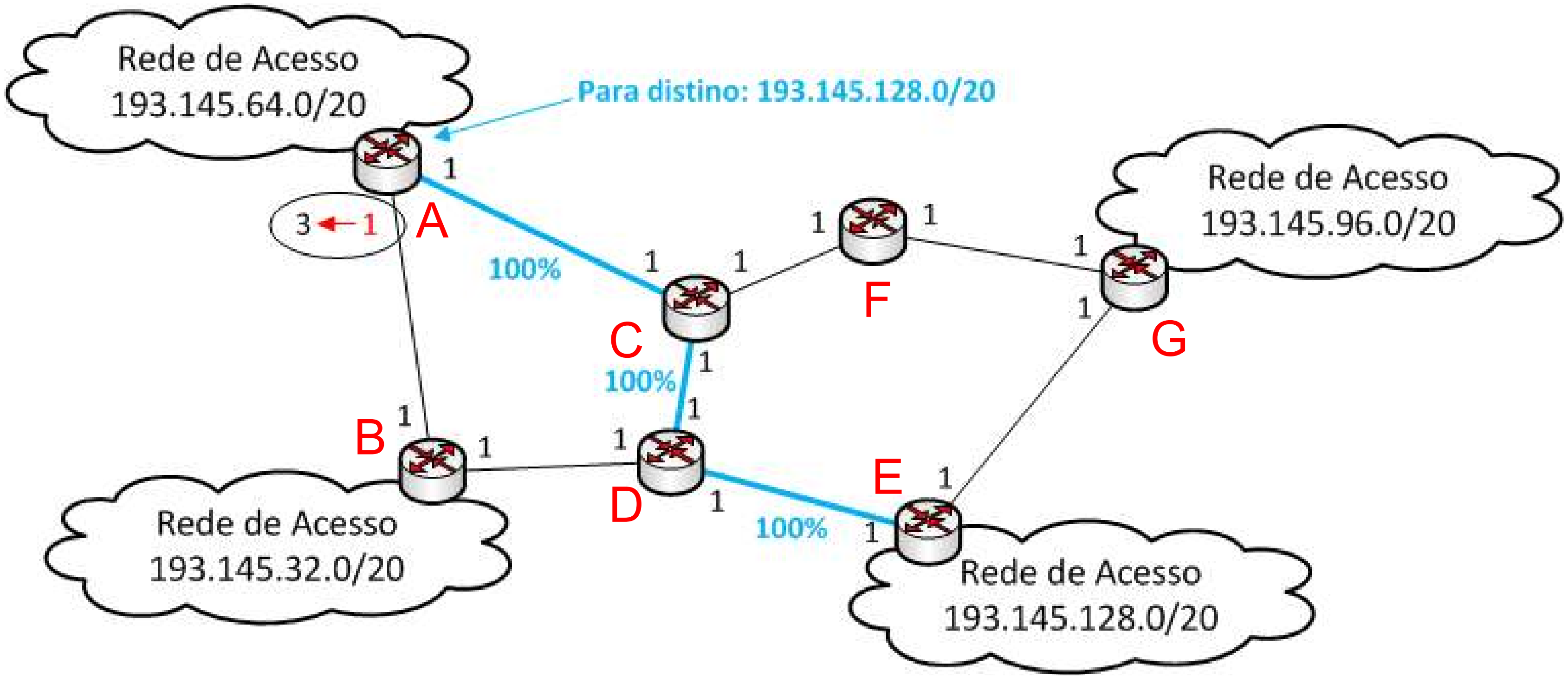
Neste exemplo, todos os custos OSPF estão configurados a 1 (equivalente ao RIP).

Encaminhamento em redes IP com encaminhamento OSPF (II)



Pelo ECMP, o router A encaminha os pacotes IP com destino para um endereço IP da rede 193.145.128.0/20 em igual percentagem pelos percursos que passam por B e por C.

Encaminhamento em redes IP com encaminhamento OSPF (III)

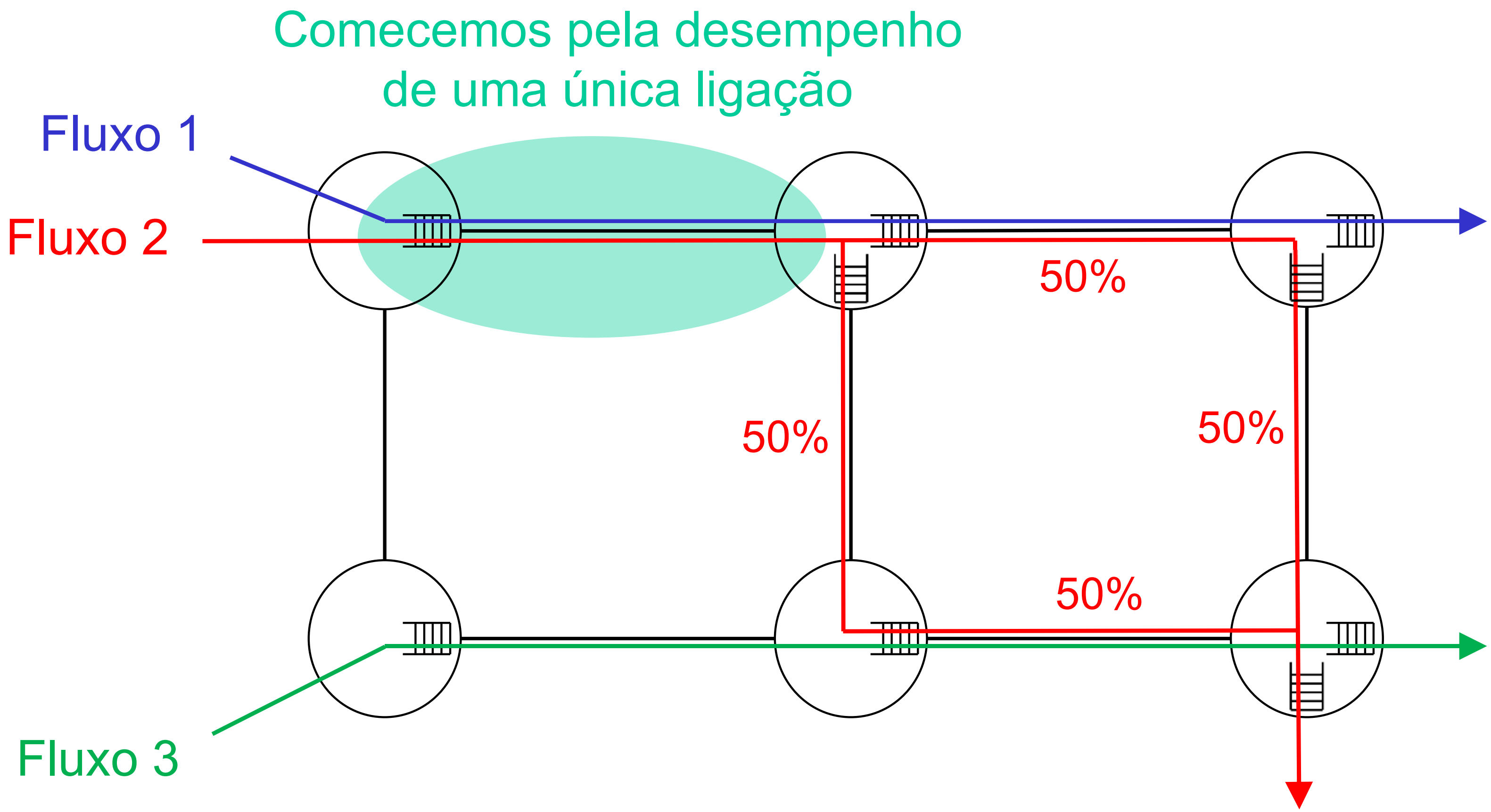


Mudando o custo da ligação de A para B de 1 para 3, o router A encaminha os pacotes IP com destino para um endereço IP da rede 193.145.128.0/20 pelo único percurso de custo mínimo.

Encaminhamento em redes com comutação de pacotes

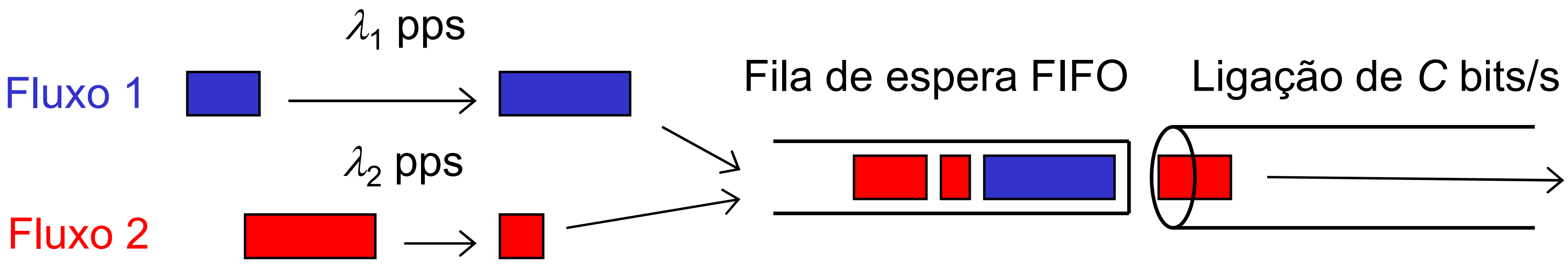
Uma rede é modelada por um conjunto de nós (representando os routers) e um conjunto de ligações entre nós.

O encaminhamento define a sequência de ligações por onde os pacotes de cada fluxo passam do nó origem até ao nó destino.



Multiplexagem estatística de fluxos de pacotes

Quando todos os fluxos são atendidos por uma única fila de espera FIFO, diz-se que os fluxos são multiplexados estatisticamente pela ligação.



Considerando-se que:

(i) as chegadas de pacotes de todos os fluxos são processos de Poisson,

(ii) a fila de espera é de tamanho infinito,

então a ligação é modelada por um **sistema *M*/*G*/1**.

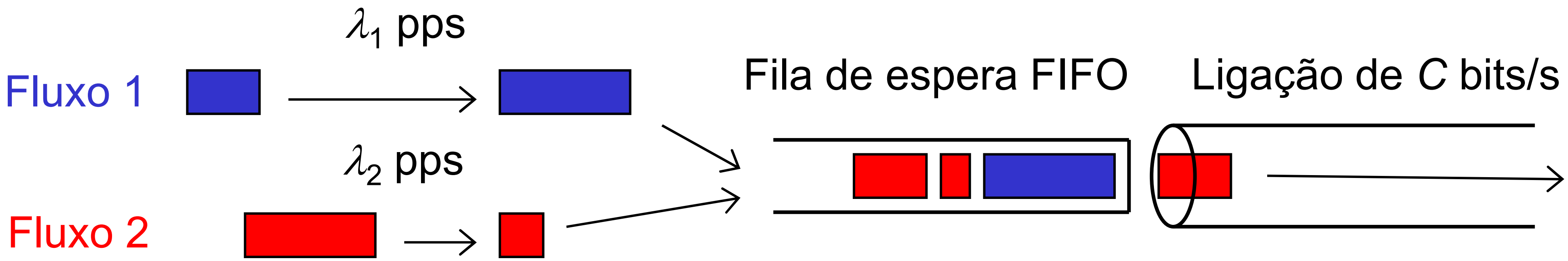
Os pacotes de todos os fluxos sofrem o mesmo atraso médio de fila de espera:

$$W_Q = \frac{\lambda E[S^2]}{2(1-\lambda E[S])}$$

$\lambda = \lambda_1 + \lambda_2$ pps (pacotes por segundo)

$E[S]$ e $E[S^2]$ são a média do tempo de transmissão e do tempo de transmissão ao quadrado dos pacotes de todos os fluxos

Multiplexagem estatística de fluxos de pacotes



Considerando-se que:

(i) as chegadas de pacotes de todos os fluxos são processos de Poisson,

(ii) a fila de espera é de tamanho infinito,

(iii) <u>o tamanho dos pacote é exponencialmente distribuído de media *B* bits em todos of fluxos</u>,

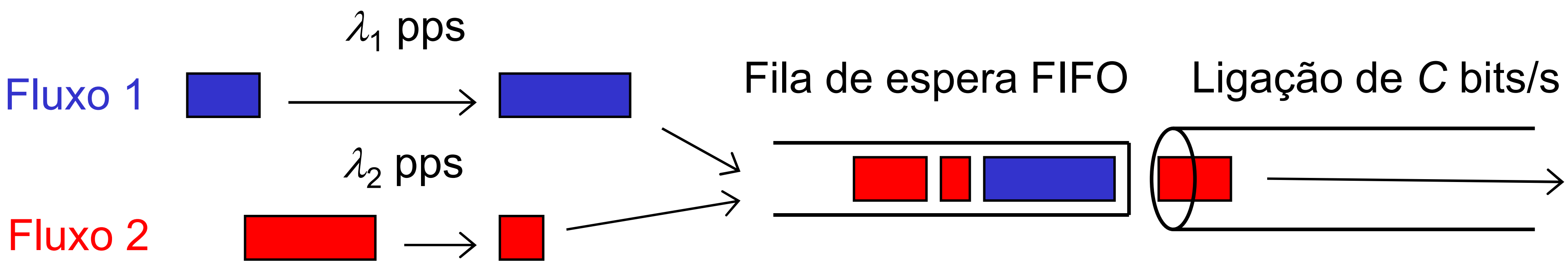
então a ligação é modelada por um **sistema *M*/*M*/1**.

O atraso médio por pacote do agregado dos fluxos é: $$W = \frac{1}{\mu - \lambda}$$

$$\lambda = \lambda_1 + \lambda_2 \text{ pps}$$
$$\mu = C / B \text{ pps}$$

Os pacotes de todos os fluxos sofrem o mesmo atraso médio de fila de espera: $$W_Q = W - \frac{1}{\mu} = \frac{\lambda}{\mu(\mu - \lambda)}$$

Multiplexagem estatística de fluxos de pacotes



Considerando-se que:

(i) as chegadas de pacotes de todos os fluxos são processos de Poisson,

(ii) a fila de espera tem capacidade para $m - 1$ pacotes,

(iii) o tamanho dos pacote é exponencialmente distribuído de media *B* bits em todos of fluxos,

então a ligação é modelada por um **sistema *M*/*M*/1/*m***.

– Taxa de perda de pacotes do agregado: $$\theta_m = \frac{(\lambda/\mu)^m}{\sum_{j=0}^{m}(\lambda/\mu)^j}$$

propriedade PASTA

– Número médio de pacotes no sistema: $$L = \sum_{i=0}^{m} i \times \pi_i = \frac{\sum_{i=0}^{m} i \times (\lambda/\mu)^i}{\sum_{j=0}^{m}(\lambda/\mu)^j}$$

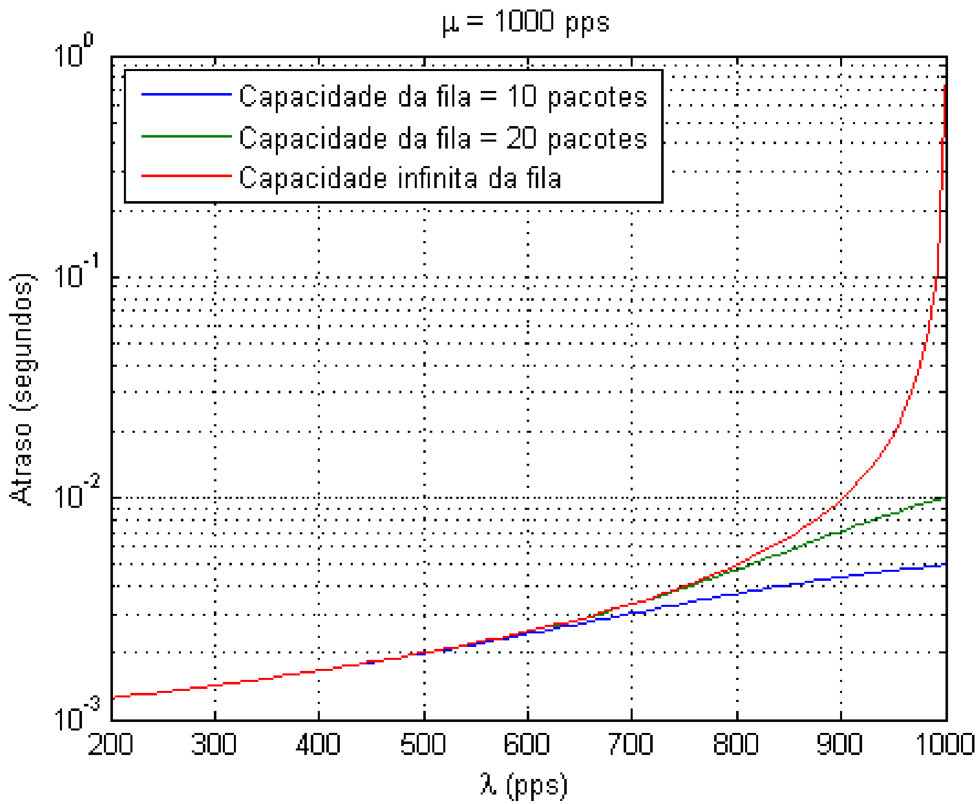
– Atraso médio dos pacotes do agregado: $$W = \frac{L}{\lambda(1-\theta_m)}$$

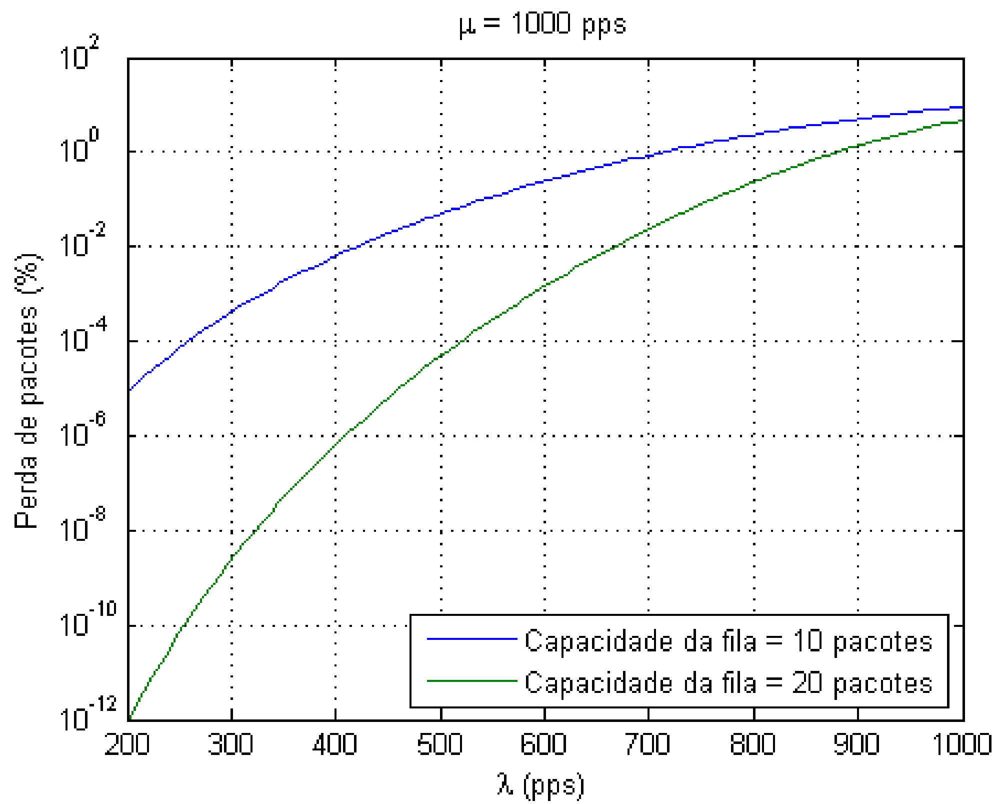
Teorema de Little

– Os pacotes de todos os fluxos sofrem o mesmo atraso médio de fila de espera: $$W_Q = W - \frac{1}{\mu}$$

Multiplexagem estatística de fluxos de pacotes

- Se a fila de espera for de tamanho infinito, sistema modelado por *M*/*M*/1
- Se a fila de espera tiver capacidade para *m*–1 pacotes, sistema modelado por *M*/*M*/1/*m*
- Exemplo:
  - ligação de 10 Mbps e tamanho médio de pacotes de 1250 Bytes
  - $\mu = 10^7/(1250 \times 8) = 1000$ pps





Disciplina com prioridades

- Na multiplexagem estatística, os pacotes de cada fluxo sofrem o mesmo atraso médio em fila de espera.
- Uma possibilidade para diferenciar o tratamento dos pacotes de diferentes fluxos é atribuir prioridades aos fluxos, i.e., os pacotes de um fluxo com determinada prioridade serem transmitidos antes dos pacotes dos fluxos com menor prioridade.

O sistema *M*/*G*/1 com prioridades pode ser utilizado para modelar este sistema assumindo que as chegadas de pacotes de todos os fluxos são processos de Poisson.

Considere um sistema *M*/*G*/1 com *n* prioridades em que 1 corresponde à prioridade mais alta e *n* corresponde à prioridade mais baixa.

Considere o agregado de fluxos de pacotes da prioridade k, $1 \leq k \leq n$, definido por:

- taxa de chegadas de pacotes: λ_k
- média (ou 1º momento) e 2º momento do tempo de transmissão dos pacotes: $E[S_k]$ e $E\left[S_k^2\right]$

Sistema *M/G/1* com prioridades

O sistema transmite primeiro os pacotes de maior prioridade.

Os pacotes dos fluxos com a mesma prioridade são transmitidos por ordem de chegada (disciplina *FIFO - First In First Out*).

Considera-se que as chegadas dos pacotes de cada prioridade são independentes (entre prioridades) e de Poisson, e independentes dos tempos de transmissão.

A transmissão de um pacote não é interrompida pela chegada de um pacote de maior prioridade (disciplina designada por *não-preemptiva*).

O *atraso médio por pacote na fila de espera* correspondente aos pacotes da prioridade *k* é dado por:

$$W_{Qk} = \begin{cases} \dfrac{\sum_{i=1}^{n}\left(\lambda_i E\left[S_i^2\right]\right)}{2(1-\rho_1)} & , k = 1 \\ \dfrac{\sum_{i=1}^{n}\left(\lambda_i E\left[S_i^2\right]\right)}{2(1-\rho_1-\cdots-\rho_{k-1})(1-\rho_1-\cdots-\rho_k)} & , k > 1 \end{cases} \qquad \rho_k = \lambda_k E[S_k]$$

Condição de validade: $\rho_1 + \cdots + \rho_n < 1$

Exemplo 1

Considere uma ligação ponto-a-ponto de 10 Mbps com uma fila de espera muito grande e que suporta dois fluxos de pacotes: fluxo A de 1 Mbps e fluxo B de 6 Mbps. Ambos os fluxos geram pacotes de tamanho exponencialmente distribuído com média de 1000 bytes. Calcule o atraso médio por pacote de cada fluxo quando:

(a) os fluxos são multiplexados estatisticamente na ligação;

(b) o fluxo A tem maior prioridade na fila de espera que o fluxo B.

Exemplo 1 – resolução (a)

Considere uma ligação ponto-a-ponto de 10 Mbps com uma fila de espera muito grande e que suporta dois fluxos de pacotes: fluxo A de 1 Mbps e fluxo B de 6 Mbps. Ambos os fluxos geram pacotes de tamanho exponencialmente distribuído com média de 1000 bytes. Calcule o atraso médio por pacote de cada fluxo quando:

(a) os fluxos são multiplexados estatisticamente na ligação;

$$\mu = \frac{10 \times 10^6}{8 \times 1000} = 1250 \text{ pps} \qquad \lambda_A = \frac{1 \times 10^6}{8 \times 1000} = 125 \text{ pps} \qquad \lambda_B = \frac{6 \times 10^6}{8 \times 1000} = 750 \text{ pps}$$

$$W_A = W_B = \frac{1}{\mu - (\lambda_A + \lambda_B)} = \frac{1}{1250 - (125 + 750)} = 2.67 \times 10^{-3} = 2.67 \text{ ms}$$

Exemplo 1 – resolução (b)

Considere uma ligação ponto-a-ponto de 10 Mbps com uma fila de espera muito grande e que suporta dois fluxos de pacotes: fluxo A de 1 Mbps e fluxo B de 6 Mbps. Ambos os fluxos geram pacotes de tamanho exponencialmente distribuído com média de 1000 bytes. Calcule o atraso médio por pacote de cada fluxo quando:

(b) o fluxo A tem maior prioridade na fila de espera que o fluxo B.

$$W_{Qk} = \begin{cases} \dfrac{\sum_{i=1}^{n}\left(\lambda_i E[S_i^2]\right)}{2(1-\rho_1)} & , k = 1 \\ \dfrac{\sum_{i=1}^{n}\left(\lambda_i E[S_i^2]\right)}{2(1-\rho_1-\cdots-\rho_{k-1})(1-\rho_1-\cdots-\rho_k)} & , k > 1 \end{cases} \qquad \rho_k = \lambda_k E[S_k]$$

$$\lambda_A = \frac{1\times 10^6}{8\times 1000} = 125 \text{ pps}$$

$$\lambda_B = \frac{6\times 10^6}{8\times 1000} = 750 \text{ pps}$$

$$\mu_A = \mu_B = \mu = \frac{10\times 10^6}{8\times 1000} = 1250 \text{ pps}$$

$$E[S_A] = E[S_B] = \frac{1}{\mu} = \frac{1}{1250} \text{ seg.}$$

$$E[S_A^2] = E[S_B^2] = \frac{2}{\mu^2} = \frac{2}{1250^2} \text{ seg.}^2$$

$$W_A = \frac{\lambda_A \times E[S_A^2] + \lambda_B \times E[S_B^2]}{2\times(1-\rho_A)} + E[S_A] = 1.42 \text{ ms}$$

$$W_B = \frac{\lambda_A \times E[S_A^2] + \lambda_B \times E[S_B^2]}{2\times(1-\rho_A)\times(1-\rho_A-\rho_B)} + E[S_B] = 2.87 \text{ ms}$$

Relembrar que: $E[S^2] = Var[S] + (E[S])^2$