

Protocolos de Justiça de Acesso em Redes Ópticas de Pacotes em Anel

Marcos R. Salvador¹, Marcelo M. Uesono², Nelson L. S. da Fonseca²

¹CPqD Telecom & IT Solutions – Optical Communications Systems Division
Rod. Campinas-Mogi-Mirim, Km 118,5 – 13086-902 – Campinas – SP – Brazil

²Instituto de Computação – Universidade Estadual de Campinas (UNICAMP)
Av. Albert Einstein 1.251 – 13084-971 – Campinas – SP – Brazil

marcosrs@cpqd.com.br, {marcelo.uesono, nfonseca}@ic.unicamp.br

Abstract. *The removal of data at the destination in optical packet-switched ring networks allows for spatial reuse of the ring and, consequently, provides high performance. Nevertheless, destination removal may lead to access unfairness. This paper introduces two new protocols to promote fair access to the medium at network node and application flow levels. The performance delivered by these protocols from the TCP standpoint is assessed through computer simulations.*

Resumo. *Em redes ópticas em anel com comutação de pacotes a remoção dos dados no destino permite a reutilização espacial da capacidade do anel e, conseqüentemente, provê alto desempenho. No entanto, a remoção de dados no destino pode acarretar em injustiça no acesso ao meio. O presente trabalho introduz dois novos protocolos para promover justiça de acesso entre nós e entre fluxos de aplicações. A performance destes protocolos é avaliada do ponto de vista do TCP através de simulações.*

1. Introdução

Redes ópticas de comutação de pacotes com topologia em anel são mais simples que as redes em malha, mais eficientes que as redes de circuitos e também possuem a capacidade de rápida restauração do sistema na ocorrência de falha de fibra ou de nó. Vários protocolos de controle de acesso ao meio (MAC) desenvolvidos para essas redes, tais como Metaring [Cidon Ofek 1993] e ATMR [Imai, Ito, Kasahara, Morita 1994], suportam remoção de pacotes no destino para que estes não tenham que passar por todos os nós do anel. Com esta funcionalidade, consegue-se a reutilização espacial do anel e, conseqüentemente, melhora-se consideravelmente a vazão e o atraso que o tráfego enfrenta no anel.

No entanto, a capacidade extra obtida com a reutilização espacial, se não controlada, pode gerar sensíveis injustiças de acesso entre os nós da rede. Essas injustiças, mesmo quando mínimas, podem afetar as camadas superiores. Portanto, os protocolos MAC devem satisfazer dois requisitos conflitantes: atingir alto desempenho e garantir condições justas de acesso na rede tanto entre nós quanto entre fluxos de aplicações.

No presente trabalho, dois protocolos de justiça de acesso para anéis ópticos de

pacotes são apresentados: *Local Cyclic Reservation* (LCR) e LCR com justiça por par origem-destino (LCR-SD). O protocolo LCR, proposto em tese de doutorado [Salvador 2003], promove justiça no acesso ao meio entre os nós do anel através do uso de um pacote de controle que dissemina as informações de requisições de cada nó sobre cada enlace. A partir destas informações os nós são capazes de controlar a vazão de forma a permitir que haja justiça entre os nós do anel. O protocolo LCR-SD modifica LCR para promover justiça entre fluxos ao invés de entre nós. Para isso, utiliza um pacote de controle que dissemina as informações de requisição de cada nó de origem sobre cada nó de destino. Com estas informações os nós controlam a vazão de forma a permitir que haja equidade de vazão entre fluxos.

Outra importante contribuição deste trabalho é a verificação dos limites que esses protocolos impõem sobre o desempenho dos protocolos nas camadas superiores. Embora usualmente negligenciado, o desempenho na camada de acesso pode ser bem diferente do desempenho obtido pelos protocolos nas camadas de transporte (ou superiores) operando sobre esses protocolos de acesso. Em particular, este trabalho analisa o desempenho do protocolo de transporte TCP, por ser este último responsável por aproximadamente 95% do tráfego na Internet [Claffy, Miller, Thompson 1998].

Este artigo está organizado da seguinte maneira: na seção 2 apresenta-se uma introdução sobre os protocolos de justiça. Nas seções 3 e 4 LCR e LCR-SD são descritos. Na seção 5 apresentam-se os resultados das avaliações de desempenho.

2. Justiça de acesso

A reutilização espacial em redes de pacotes de anéis ópticos, ao permitir a transmissão concorrente por vários nós, também torna necessária a utilização de um protocolo de justiça para garantir o acesso justo ao meio. Protocolos de justiça podem ser globais ou locais. Os protocolos globais consideram a rede como um único recurso de comunicação, assim, todos os nós recebem as mesmas limitações de transmissão. Os protocolos locais consideram cada enlace como um recurso de comunicação e somente os nós competindo pelo mesmo enlace recebem limitações.

A Figura 1 ilustra a diferença entre protocolos locais e globais. Nesta é visto um anel unidirecional com oito nós e duas partições dependentes da distribuição do tráfego entre os nós. Na primeira partição, os nós 0 e 1 requerem 100% da capacidade do anel, o que excede a capacidade dos enlaces, gerando um gargalo. Na segunda partição, o nó 4 requer 30% da capacidade do anel e o nó 5 requer 70%.

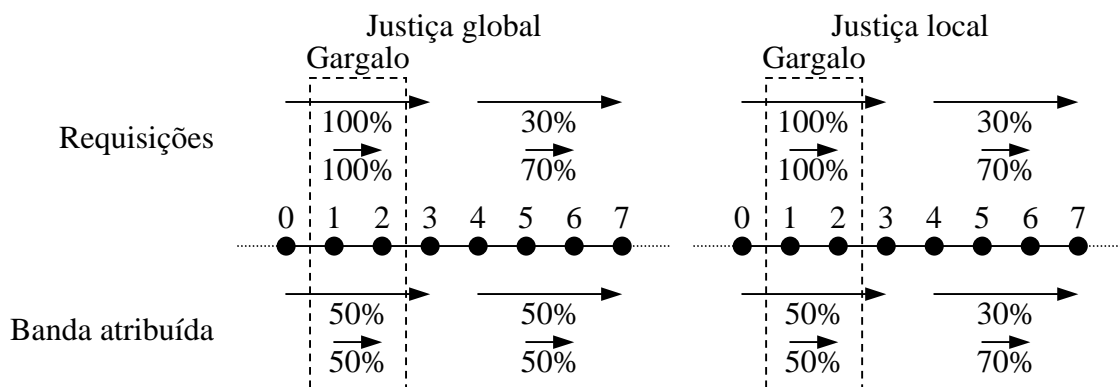


Figura 1. Exemplo de protocolos de justiça global e local.

Ambos os protocolos atribuem 50% de capacidade aos nós disputando o enlace gargalo. Entretanto, nos protocolos globais, devido à limitação de transmissão imposta aos nós 0 e 1 de 50%, o nó 5 recebe a mesma limitação de transmissão de 50%, quando poderia utilizar 70%, como acontece em protocolos locais.

Os protocolos de justiça de acesso locais provêm acesso justo ao meio, porém, existem diferentes noções de justiça em anéis ópticos, expressos pelas políticas de justiça. A maioria das políticas de justiça em anel segue os seguintes modelos:

- **Justiça por nó de origem:** nesta política, atribui-se a mesma vazão para todos os nós de origem. Por exemplo, se por um anel passam três fluxos {0-3, 1-2, 1-3} (Figura 2a) e os nós 0 e 1 possuem a mesma prioridade, então o fluxo 0-3 receberá 50% da capacidade de transmissão e os fluxos 1-2 e 1-3 receberão cada um 25% da capacidade de transmissão.
- **Justiça por par origem-destino:** nesta política, atribui-se a mesma vazão entre os fluxos. Por exemplo, se por um anel passam três fluxos {0-3, 1-2, 1,3} (Figura 2b) e os fluxos possuem a mesma prioridade, então cada fluxo receberá 33% da capacidade de transmissão.



Figura 2. (a) Justiça por nó de origem. (b) Justiça por par origem-destino.

A maioria dos protocolos utiliza uma das políticas citadas, por isso daremos maior enfoque a elas. No entanto, existem outras políticas de justiça, tais como *RIAS fairness (Ring Ingress-Aggregated with Spatial reuse)* [Gambiroza, Yuan, Balzano, Liu, Sheafor, Knightly 2004] e *Proportional fairness (Gigabit Ethernet Ring)*, que utilizam noções diferentes.

Como apontado em [Mayer, Ofek, Yung 1996], a política de “mesma oportunidade de acesso” pode ser considerada injusta, dado que alguns nós podem aumentar sua capacidade de transmissão sem afetar outros nós (*max-min fairness*). Na Figura 3, o fluxo 3-4 pode ocupar 66% da capacidade sem afetar os outros fluxos.

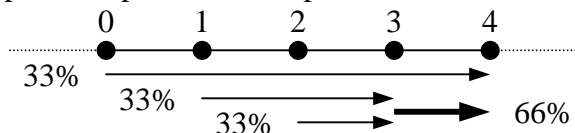


Figura 3. Max-min fairness – o fluxo destacado pode transferir uma carga maior sem prejudicar os outros fluxos ou nós.

3. Local Cyclic Reservation

O protocolo *Local Cyclic Reservation (LCR)* [Salvador 2003] foi concebido para anéis unidirecionais. É um protocolo local e adaptativo que trabalha com o modelo de justiça de vazão por nó de origem e utiliza os seguintes mecanismos:

- Reserva cíclica de recursos: coleta e compartilha informações de requisição;
- Cálculo de justiça: determina a quantidade justa de banda que cada nó pode transmitir sobre cada enlace durante um ciclo. Um ciclo é o espaço de tempo

entre passagens do pacote de controle;

- Aplicação da justiça: permite que cada nó transmita somente o que lhe foi permitido.

Estes mecanismos estão descritos mais detalhadamente a seguir.

3.1. Reserva cíclica

A reserva cíclica utiliza um pacote de controle que circula pelo anel na mesma direção dos dados para coletar e distribuir reservas por recursos. A reserva por recursos corresponde à demanda do nó sobre os enlaces em um ciclo, e pode ser expresso em forma absoluta ou em forma de fração da capacidade do enlace no ciclo. Para simplificar a compreensão será adotada a partir deste ponto a forma fracionária.

Seja N o número de nós no anel e n_i o i -ésimo nó do anel para $i = 0, \dots, N-1$. Seja o número de enlaces no anel $L = N$ e l_k o k -ésimo enlace do anel de forma que l_k une os nós n_{k-1} e n_k . Cada nó possui $N-1$ filas, uma para cada destino possível.

Assim, a demanda do nó n_i sobre o enlace l_k é dada por:

$$D_i^k = \sum_{q=k}^{|i+L-1|_L} d_i^q,$$

sendo d_i^q , para $q = 0, \dots, N-1$, o *backlog* do nó n_i na fila destinada ao nó n_q ; $|\cdot|_L$ denota a operação de módulo.

Para gerar a fração da demanda, o protocolo verifica se a demanda sobre um enlace não excede sua capacidade no ciclo. Seja C_f a capacidade do anel em um ciclo, seja também E_i^k a fração da demanda do nó n_i sobre o enlace l_k . Se D_i^k para $i = k$ for menor que C_f , então $E_i^k = D_i^k$; senão, $E_i^k = D_i^k \times f$, onde o fator de correção da demanda $f = C_f / D_i^k$ com $i = k$.

O pacote de controle carrega a matriz $r = [r_i^j]_{i=0\dots N-1, j=0\dots L-1}$, onde r_i^j , para $j = 0, \dots, N-1$, é a requisição no nó n_i sobre o enlace l_j . Conforme o pacote circula pelo anel, cada nó insere sua requisição sobre cada enlace atualizando os elementos correspondentes na matriz r .

O LCR requer que os nós conheçam os pedidos de requisição de todos os outros enlaces, e os guarda na matriz local $\alpha = [\alpha_i^j]_{i=0\dots N-1, j=0\dots L-1}$ onde α_i^j representa a requisição do nó n_i sobre o enlace l_j . Conforme o pacote de controle circula pelo anel, os nós atualizam o valor de α com o valor correspondente da matriz r .

Quando da chegada do pacote de controle, o nó n_j realiza os seguintes passos.

Passo 1: Obtenção das requisições realizadas pelos nós posteriores, ou seja, $\alpha_i^k = r_i^k$ para $k = 0, \dots, L-1$ e $i = j+1, \dots, N-1$;

Passo 2: Inserção da própria requisição no pacote de controle, ou seja, o calculo do valor de E_j^k e a atribuição $r_j^k = E_j^k$ para $k = 0, \dots, L-1$;

Passo 3: Obtenção das requisições realizadas pelos nós anteriores, ou seja, $\alpha_i^k = r_i^k$ para $k = 0, \dots, L-1$ e $i = 0, \dots, j-1$;

Passo 4: Encaminhamento do pacote de controle para o próximo nó.

3.2. Cálculo de justiça

Um nó calcula sua própria taxa justa por enlace para o ciclo f no final do ciclo $f-1$, entre os passos 1 e 2. A execução do algoritmo gera a matriz de justiça $\beta = [\beta_i^j]_{i=0\dots N-1, j=0\dots L-1}$ onde β_i^j , com $j = 0, \dots, L-1$ e $i = 0, \dots, N-1$ é a taxa justa permitida ao nó n_i sobre o enlace l_k . A taxa justa calculada determina quanto tráfego o nó n_i pode transmitir sobre o enlace l_k durante o ciclo de justiça, e pode ser expresso em bits, bytes ou *slots*, dependendo da rede ser síncrona (e.g. em *slots*) ou assíncrona. O algoritmo para o cálculo de justiça começa eliminando o gargalo mais pesado, pois a eliminação de um gargalo pesado pode eliminar um gargalo menor. O algoritmo pode ser descrito pelos seguintes passos:

```

Encontre o gargalo mais pesado
Enquanto existir gargalo
    Elimine o gargalo
    Atualize as requisições dos enlaces posteriores
Encontre o gargalo mais pesado
Fim do laço
    
```

Para eliminar um gargalo, o LCR avalia as requisições sobre o enlace em ordem crescente de demanda. Dado um nó n_i , o LCR calcula a taxa justa do nó n_i de acordo com a seguinte expressão:

$$\gamma_i = \begin{cases} \alpha_i & , \text{if } \alpha_i \leq r_{fair} \\ r_{fair} & , \text{if } \alpha_i > r_{fair} \end{cases}$$

onde r_{fair} corresponde à taxa justa no momento da execução. A taxa justa é dada por $r_{fair} = c/x$ onde x é o número de nós competindo pelo enlace e c a capacidade restante no enlace. Os valores de capacidade restante e número de nós competindo pelo enlace são atualizados conforme o algoritmo analisa as requisições, assim como a taxa justa. Portanto, após calcular a taxa justa do nó n_i , para $i = 0, \dots, N-1$, o algoritmo realiza os seguintes passos:

Passo 1: Atualização da capacidade restante subtraindo-se a taxa justa, ou seja, $c \leftarrow c - \beta_i$;

Passo 2: Atualização do número de requisições subtraindo-se 1, ou seja, $x \leftarrow x - 1$;

Passo 3: Recálculo da quota;

Passo 4: Processamento da próxima requisição, ou seja, $i \leftarrow i + 1$.

O algoritmo de eliminação de gargalos gera o vetor de justiça $\gamma = \{\gamma_0, \dots, \gamma_{N-1}\}$, onde γ_i representa a taxa justa a ser atribuída ao nó n_i sobre o enlace gargalo. Assumindo que o enlace gargalo seja l_j , o LCR então atualiza sua matriz de taxa justa, ou seja, $\alpha_i^k = \gamma_i$ para $i = 0, \dots, N-1$ e $k = j$.

Este procedimento pode levar a uma situação na qual a quota de um nó sobre um enlace l_k seja maior que a quota do mesmo nó sobre o enlace l_{k+1} , o que é ineficiente. Para prevenir esta situação, não se permite que os enlaces posteriores possuam uma quota maior que a dos enlaces anteriores.

O LCR termina o cálculo da taxa justa atualizando β com os valores de α , ou seja, $\beta_i^k = \alpha_i^k$ para $i = 0, \dots, N-1$ e $k = 0, \dots, L-1$. A Figura 4 mostra a evolução do algoritmo através da resolução sucessiva de gargalos. As linhas representam os nós de origem e as colunas a requisição sobre o enlace. As somas das requisições sobre cada enlace estão em negrito. No primeiro passo, o gargalo na coluna 1 é eliminado. A banda é dividida igualmente entre os nós e certifica-se que as requisições subsequentes são iguais ou menores aos da coluna 1. No segundo passo, o gargalo na coluna 3 é eliminado. Novamente a banda é dividida igualmente entre os nós e as requisições subsequentes são iguais ou menores às colunas anteriores, e assim sucessivamente.

	Início					1º passo					2º passo				
	1,00	0,67	0,33		0,33	1,00	0,67	0,33		0,33	1,00	0,33	0,33		
0,33		1,00	0,67		0,33	0,33	1,00	0,67		0,33	0,33	0,33	0,33		
0,67	0,33		1,00	⇒	0,33	0,33	0,33	1,00	⇒	0,33	0,33	0,33	0,33	⇒	
1,00	0,67	0,33			0,33	0,33	0,33			0,33	0,33	0,33			
2,00	2,00	2,00	2,00		1,00	1,67	2,00	2,00		1,00	1,67	1,00	1,67		

Figura 4. Ilustração da fase de cálculo de justiça do algoritmo LCR.

3.3. Aplicação da Justiça

O LCR atribui quotas aos nós. No início do próximo ciclo de justiça o nó n_i atualiza sua quota sobre o enlace l_k , tx_i^k , para $k = 0, \dots, L-1$, com a taxa justa correspondente, ou seja, $tx_i^k = \beta_i^k \times C_f$.

Dado um pacote de tamanho s destinado ao nó n_{k+1} , o nó n_i tem a permissão de transmitir o pacote somente se tx_i^k for maior ou igual a s . Se a transmissão for permitida, então o mecanismo de aplicação de justiça subtrai s de tx_i^k para registrar a transmissão.

3.4. Re-inserção de pacote de controle

Quando do envio do pacote de controle, o nó que acabou de enviar o pacote tem sua quota de transmissão renovada e passa a utilizar todos os *slots* livres seguintes. Este comportamento afeta o nó seguinte, pois logo que o pacote de controle é recebido por ele também chega uma rajada de *slots* ocupados. Isto impede que o pacote de controle seja encaminhado, aumentando consideravelmente o tempo de um ciclo e prejudicando o desempenho dos protocolos.

Uma forma de diminuir este problema, utilizada na implementação de LCR e LCR-SD, é através da não utilização de um *slot* vazio após um determinado intervalo de tempo depois do envio do pacote de controle. Caso se saiba que um nó leva, por exemplo, 50 microssegundos para processar o pacote de controle, então, após 50 microssegundos do envio do pacote de controle deixa-se de utilizar o primeiro *slot*

vazio que aparecer, permitindo que este *slot* vazio seja utilizado pelo nó seguinte para o envio do pacote de controle. Esta pequena implementação provê um aumento significativo no desempenho nestes protocolos

4. LCR com Justiça por par Origem-destino

O protocolo LCR com justiça por par origem-destino é uma variação do protocolo LCR que implementa a política de justiça por par origem-destino ao invés da justiça por nó de origem, como no LCR original. As diferenças no cálculo da justiça são apresentadas a seguir.

A matriz de requisição transmitida pelo pacote de controle contém as requisições de banda por fluxo, ou seja, o pacote de controle carrega a matriz $r = [r_i^j]_{i=0...N-1, j=0...L-1}$, onde r_i^j é o *backlog* do nó n_i direcionado ao nó n_j , sendo que a requisição de um fluxo não pode ser maior que a capacidade do anel.

Para eliminar um gargalo, a capacidade do enlace é dividida igualmente entre os fluxos que o utilizam, e não mais pelos nós de origem. Na Figura 5 “início” representa a matriz de requisição inicial, onde as linhas são os nós de origem e as colunas os nós de destino. Abaixo em negrito a carga sobre cada enlace.

No primeiro passo o valor 1 destacado (baixo esquerda) representa a carga dos fluxos $r_1^0, r_2^0, r_2^1, r_3^0, r_3^1, r_3^2$ sobre o enlace l_0 . O gargalo no enlace l_0 (primeira coluna) é eliminado e a banda é dividida igualmente entre os seis fluxos que passam pelo enlace.

No segundo passo, o gargalo no link l_2 é eliminado. Novamente a banda é dividida igualmente entre os fluxos que passam pelo link, e assim sucessivamente.

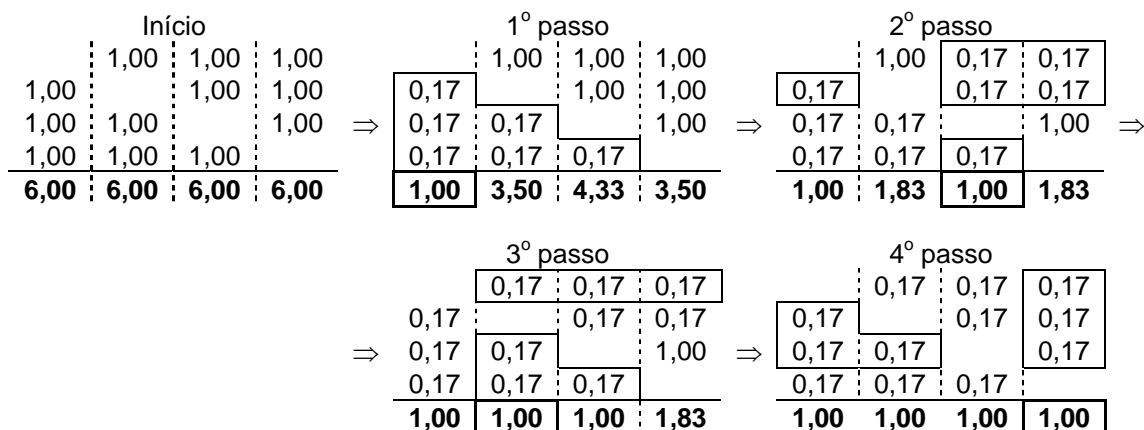


Figura 5. Ilustração da fase de cálculo de justiça do algoritmo LCR com justiça por par origem-destino.

5. Avaliação de Desempenho

Esta seção apresenta os resultados de desempenho dos protocolos de transporte TCP e UDP operando sobre uma rede óptica de pacotes em anel regulada pelos protocolos de justiça de acesso propostos neste trabalho: LCR e LCR-SD. Para efeitos de comparação também foi considerada a versão estendida [Cidon, Georgiadis, Guérin, Shavitt 1997] do protocolo de justiça de acesso do Metaring [Cidon, Ofek 1993] por ser este uma referência na literatura.

Neste protocolo, um sinal de controle denominado “SAT” (*Satisfied*) circula pelos nós do anel atribuindo (k) quotas de transmissão. Se o nó que recebe o SAT possuir pacotes para transmitir e ainda não tiver enviado pelo menos l pacotes, então este nó será dito “*starved*” e irá liberar o SAT somente quando não houver mais pacotes para transmitir ou quando tiver transmitido l pacotes, tornando-se, então, satisfeito (*SATisfied*). A não liberação do pacote de controle SAT impede que os outros nós tenham suas quotas (k) renovadas, fazendo com que em algum momento parem de transmitir, desta forma permitindo que o nó que possui o SAT tenha oportunidade para utilizar sua quota.

5.1. Experimentos

Os experimentos de simulação foram realizados utilizando-se o *Network Simulator* (NS-2) estendido com módulos que implementam as características de uma rede óptica de pacotes em anel e seus protocolos correspondentes, incluindo LCR, LCR-SD e Metaring.

As simulações consideram um anel (unidirecional) de 100Km com 4 e 16 nós, características comuns às redes metropolitanas. Utilizam um canal de 2,5 Gb/s, com velocidade de propagação da luz na fibra de 200.000 Km/s. As fontes e receptores de tráfego estão fora do anel, ligados por enlaces de 25 Gb/s com *delay* de 0,0025 segundos. Como protocolo de controle de acesso, responsável para determinar quando o meio está ocioso ou não, foi adotado *Packet Aggregate Transmission* (PAT) [Salvador, Groot, Dey 2002]. Neste protocolo cada *slot* é capaz de transportar vários datagramas IP (sem fragmentação). Foram usados *slots* de 4000B nas simulações. Os parâmetros k e l do protocolo de justiça de acesso do Metaring equivalem à capacidade de dois ciclos do anel.

Dois cenários de tráfego foram considerados: simétrico e assimétrico (Figura 6):

- Cenário Simétrico - Todos os nós enviam dados para os outros nós.
- Cenário Assimétrico - Sendo N o número de nós do anel, numerados de 0 a $N-1$; os nós 0 a $N-2$ enviam dados para o nó $N-1$ e o nó $N-1$ envia dados para os nós 0 a $N-1$.

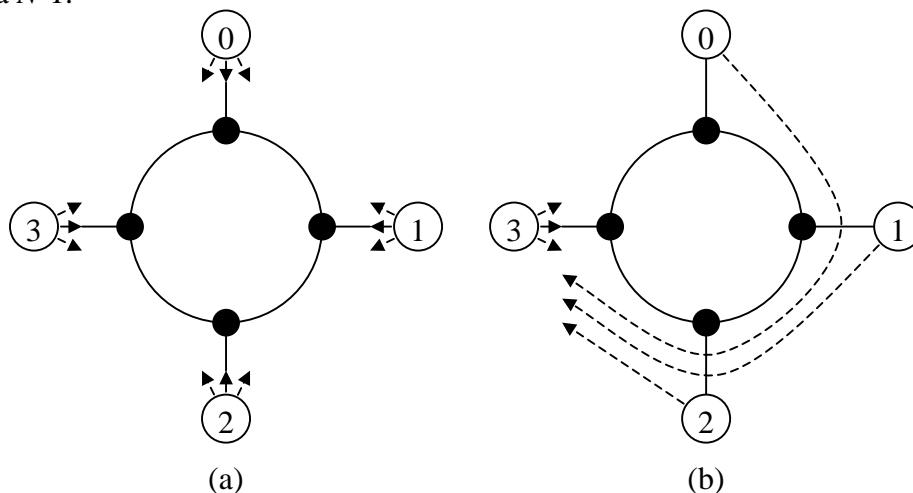


Figura 6. (a) cenário simétrico; (b) cenário assimétrico.

Embora o uso de cenários simétricos seja o usual, a análise de cenários

assimétricos é de suma importância por dois motivos. Primeiro porque tráfego assimétrico é norma e não exceção, e segundo porque estudos comprovam que assimetrias de tráfegos e caminhos tem efeitos negativos em alguns protocolos de camadas superiores (ex.: [Balakrishnan, Padmanabhan, Fairhurst, Sooriyabandara 2002]).

Para simular tráfego UDP foi utilizado um gerador de tráfego com chegadas de pacotes em intervalos com distribuição exponencial e banda igual a 10% do enlace. Simulações com outros percentuais de carga UDP foram realizadas, porém os resultados destas simulações não alteram significativamente as conclusões com o conjunto de dados derivados a partir do cenário com 10% de tráfego UDP. Para simular tráfego TCP foi utilizado o TCP Reno com a opção *rfc2988_* com uma fonte de tráfego infinita e um receptor do tipo *Delayed ACK*. Para cada fluxo, foram utilizadas 50 conexões TCP e um fluxo UDP.

Os parâmetros de saída de interesse são *goodput*¹ agregado da rede, *goodput* médio por conexão TCP por nó, atraso médio das filas por nó e justiça de *goodput*. Para o cálculo de justiça de *goodput*, considera-se o conceito de *max-min fairness* [Mayer, Ofek, Yung 1996]. Portanto, no cenário simétrico a justiça é dada pela relação entre o nó com o maior *goodput* total pelo de menor *goodput* total, enquanto no cenário assimétrico, é dada pela relação entre o *goodput* do nó N-1 e o *goodput* da soma dos nós 0 a N-2. No exemplo da Figura 6b, o *goodput* dos nós 0, 1 e 2 são considerados, pois compartilham o enlace gargalo 2-3.

Todos os dados apresentados foram obtidos com intervalo de confiança de 95%.

5.2. Resultados

Na Figura 7, analisa-se o comportamento do agregado de tráfegos no anel. A Figura 7 exibe o *goodput* agregado de todas as conexões TCP e fluxos UDP e a justiça de *goodput* entre os nós. No cenário simétrico, o Metaring apresenta um comportamento bem estável ao se variar o número de nós, pois o Metaring simplesmente divide a quota do ciclo igualmente entre todos os nós. Assim, o número de nós não causa um impacto significativo quando todos os nós têm uma carga de trabalho semelhante. A vazão dos protocolos LCR e LCR-SD diminui com o aumento de nós. Isso ocorre porque o cálculo para a atribuição de quotas desses protocolos gera frações de *slots* que não são utilizadas. Quanto maior o número de nós, maior o número de frações não utilizadas e menor a vazão.

Nota-se que os protocolos LCR e LCR-SD resultam em uma vazão total muito maior nos cenários assimétricos, tanto para 4 quanto para 16 nós, pois no cenário assimétrico a carga de trabalho do nó N-1 é muito maior que a dos outros nós, e o protocolo Metaring não reutiliza a banda que o nó N-1 poderia ocupar, reduzindo a vazão deste nó à vazão dos outros nós. Conseqüentemente, causa-se uma grande assimetria de caminhos. Esta assimetria prejudica o desempenho dos fluxos TCP consideravelmente.

Todos os protocolos mostram-se muito estáveis. O grau de justiça é muito bom

¹ Goodput é a razão entre a quantidade de dados de usuário transmitidos uma única vez (sem retransmissão) e o período de observação.

em quase todos os cenários, porém, no cenário assimétrico, o protocolo Metaring mostra injustiça.

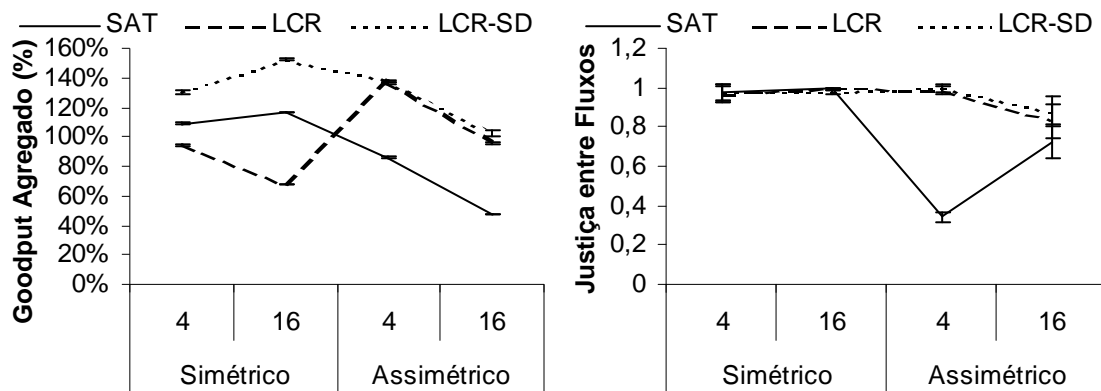


Figura 7. Vazão e justiça nos cenários simétrico e assimétrico com tráfego TCP e 10% de tráfego UDP.

A Figura 8 exibe o *goodput* médio de cada conexão TCP no cenário simétrico com 16 nós e o desvio padrão entre as conexões de cada nó. Todos os protocolos proporcionam uma distribuição justa de banda entre os nós.

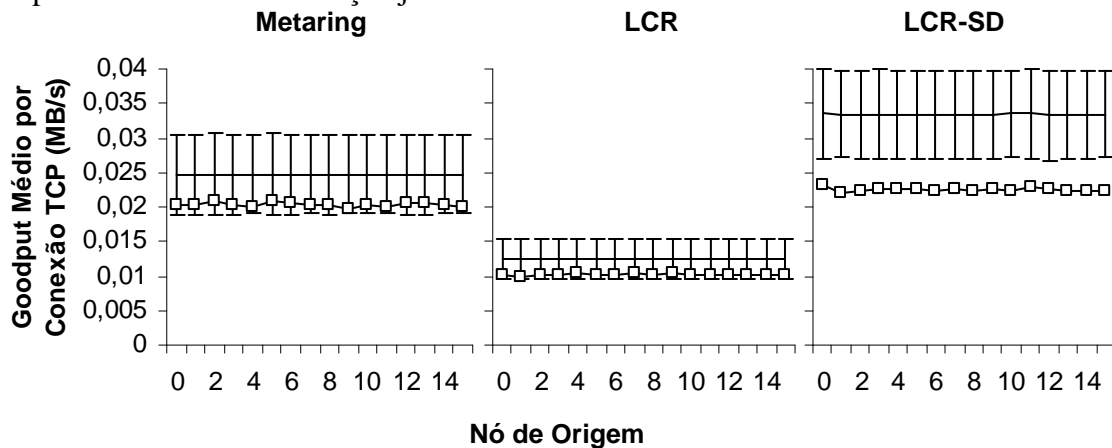


Figura 8. Goodput médio e desvio padrão (quadrados) das conexões TCP no cenário simétrico.

Comparados ao Metaring, o *goodput* do LCR é 42% menor e o do LCR-SD é 30% maior. No cenário com 4 nós, o *goodput* do LCR é 13% menor ao do Metaring e o do LCR-SD é 20% maior. Na próxima seção, para cenário assimétrico, mostra-se que o protocolo Metaring tem um desempenho muito inferior, diferindo significativamente do seu comportamento no cenário simétrico.

O desvio padrão do *goodput* das conexões TCP no Metaring e no LCR é aproximadamente 82% da média (do LCR), enquanto no LCR-SD é 67% da média (do LCR-SD), o que evidencia que o LCR-SD obteve um melhor grau justiça entre as conexões TCP.

Quanto ao *Retransmission Timeout* (RTO), todos os protocolos obtiveram um comportamento uniforme entre os nós. O Metaring, o LCR e o LCR-SD obtiveram respectivamente um RTO médio de 0,4994 0,4254 0,5223 RTO/segundo.

O atraso médio das filas (Figura 9) de cada nó é uniforme para todos os

protocolos. O Metaring, o LCR e o LCR-SD apresentaram respectivamente o atraso médio de 18, 39 e 16 milissegundos. O LCR apresentou o menor desvio padrão (10%) enquanto o desvio do Metaring e do LCR-SD foram consideravelmente maiores (18% e 17% respectivamente). A baixa vazão do LCR, neste cenário, acarreta em um maior atraso médio das filas e, conseqüentemente, um maior RTT, que foram para o Metaring, o LCR e o LCR-SD respectivamente 44, 80 e 42 milissegundos em média.

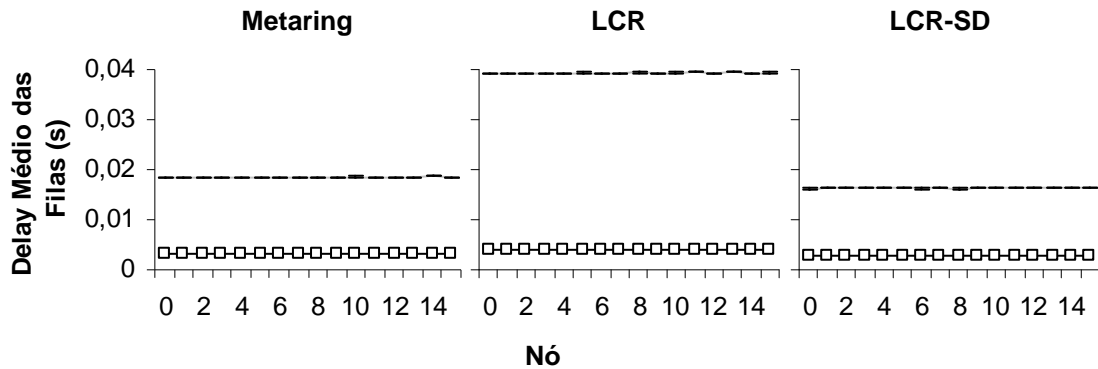


Figura 9. Atraso médio das filas e desvio padrão (quadrados) no cenário simétrico.

O cenário assimétrico é muito mais interessante, pois reflete o comportamento dos protocolos diante das assimetrias de tráfego existentes nas redes reais. No cenário assimétrico, o nó 15 é um nó especial, o único que recebe e envia dados a todos os outros nós. O nó 15 não compartilha o enlace 14-15 com outros fluxos, e pode aumentar a vazão sem afetar os outros fluxos. O protocolo Metaring não faz uso da banda excedente, resultando em um *goodput* muito baixo no nó 15 quando comparado aos outros protocolos.

A Figura 10 exibe o *goodput* médio por conexão TCP. Nota-se valores relativamente altos do desvio padrão no protocolo Metaring, o que significa que existe um grau menor de justiça entre as conexões, influenciado pela assimetria de caminhos, pois os ACKs retornam por fluxos muito pequenos originados do nó 15. Nota-se, também, uma variação no *goodput* médio dos nós no protocolo LCR. Isto está ligado ao comportamento do protocolo no cenário assimétrico e será melhor analisado na Figura 12.

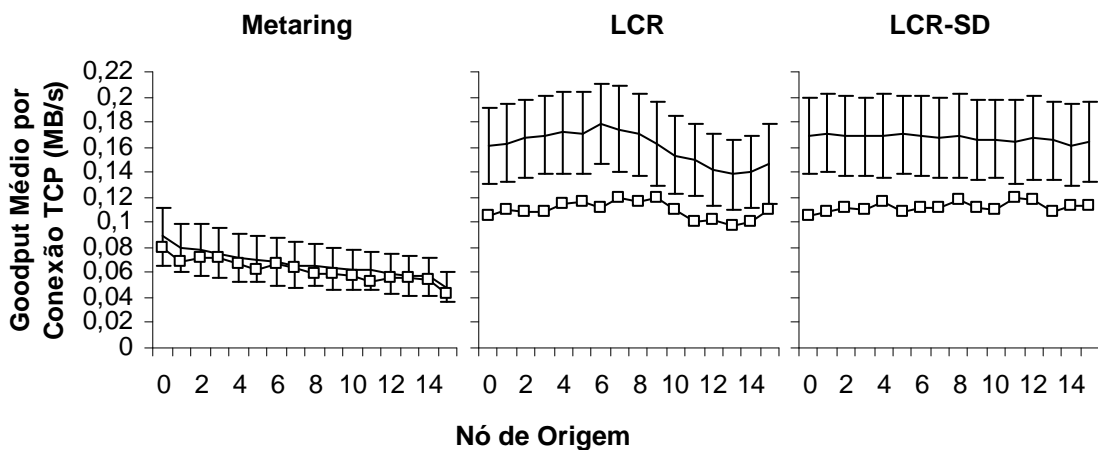


Figura 10. Goodput médio e desvio padrão (quadrados) das conexões TCP no cenário assimétrico.

O desvio padrão dos protocolos Metaring, LCR e LCR-SD são, respectivamente, 92%, 68% e 67% da média.

O RTO foi uniforme para todos os nós. Os protocolos Metaring, LCR e LCR-SD apresentaram um RTO médio respectivamente de 0,5803 0,6696 e 0,6739 RTO/segundo.

Na Figura 11, são exibidas as informações sobre atraso médio das filas. O atraso médio das filas é muito menor ao do cenário simétrico devido ao menor número de fluxos. O nó 15 no protocolo Metaring obteve um atraso alto em relação aos outros nós. Isto ocorre em razão do maior número de fluxos e à baixa vazão que o protocolo proporciona neste nó. O desvio padrão foi muito menor nos protocolos LCR e LCR-SD, próximos a 20%, enquanto no protocolo Metaring foi 104% da média, demonstrando uma grande variação no atraso. Os valores médios de RTT para todos os protocolos foram próximos a 13 milissegundos.

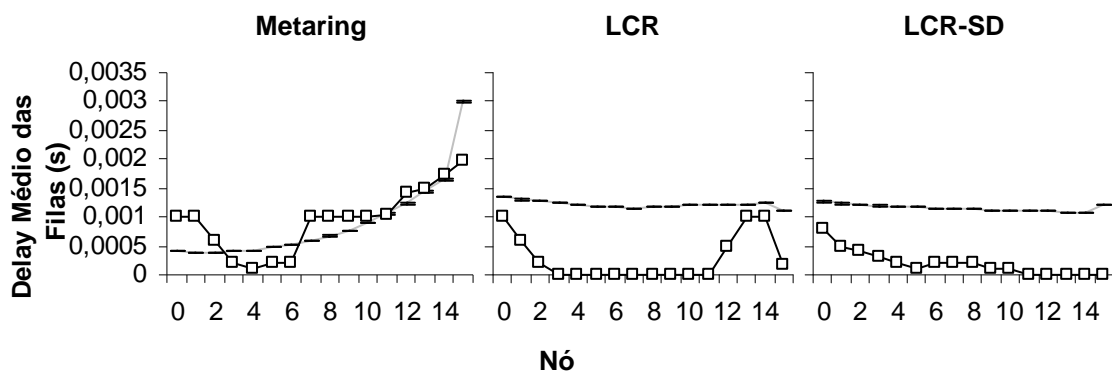


Figura 11. Atraso médio das filas e desvio padrão (quadrados) no cenário assimétrico.

Na Figura 12, é exibida a vazão média por conexão TCP dos fluxos originados pelo nó 15. Como o Metaring não aproveita a banda excedente, ocorre uma vazão muito baixa. O LCR tende a oferecer uma maior vazão aos nós mais próximos devido à forma como atribui a banda, enquanto o LCR-SD oferece uma justiça maior na vazão entre fluxos.

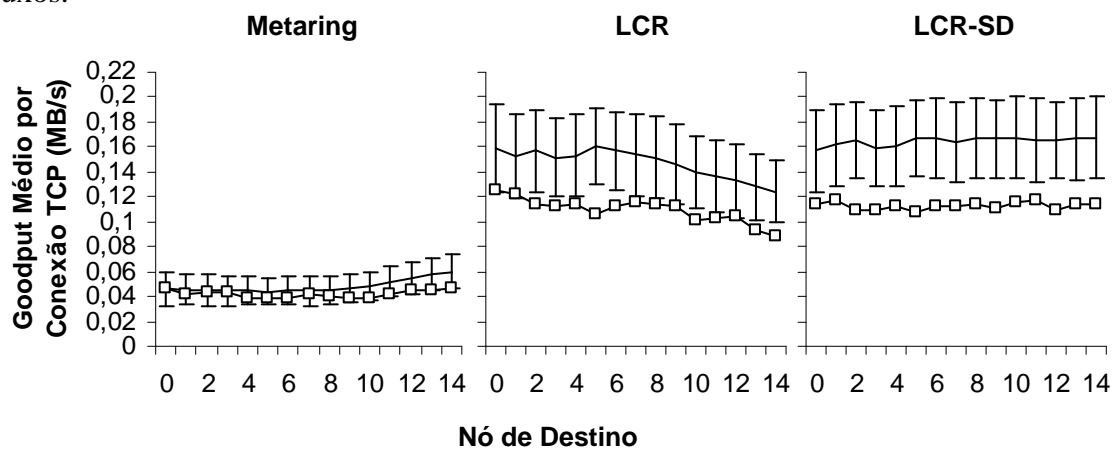


Figura 12. Goodput médio e desvio padrão das conexões originadas pelo nó 15.

Como comentado anteriormente, o comportamento do LCR sobre os fluxos originados no nó 15 influencia nos fluxos de dados destinados a este nó, uma vez que os

ACKs dos fluxos destinados ao nó 15 partem deste nó. Uma abordagem mais profunda sobre assimetria de caminhos é realizada em [Balakrishnan, Padmanabhan, Fairhurst, Sooriyabandara 2002].

Note a semelhança do *goodput* do LCR na Figura 10 e na Figura 12. Apesar do protocolo LCR ter como objetivo fornecer justiça entre nós e não entre fluxos, a injustiça entre fluxos mostrada na Figura 12 influenciou na justiça entre os nós mostrada na Figura 10.

6. Conclusões

A reutilização espacial do anel pode introduzir problemas de injustiça no acesso ao meio. Protocolos de justiça vêm sendo definidos para evitar o desbalanceamento no uso dos recursos da rede. O presente artigo introduziu dois novos protocolos: o LCR e o LCR-SD. O primeiro promove justiça entre nós enquanto o segundo entre fluxos.

Experimentos de simulação foram conduzidos a fim de avaliar estes protocolos, bem como compará-los com o protocolo Metaring. O Metaring é um protocolo simples que em cenários simétricos mantém a justiça e trabalha bem com qualquer número de nós, porém os graus de eficiência e justiça diminuem na presença de assimetrias de tráfego. Diferentemente do Metaring, o LCR e o LCR-SD não necessitam da entrada manual de parâmetros e se adaptam dinamicamente às condições de tráfego.

O LCR mantém uma boa ocupação de banda e mantém a justiça em qualquer cenário, mas quanto menor o número de *slots* e maior a assimetria do tráfego, menor o grau de justiça entre os nós. O LCR-SD mantém a justiça e uma boa ocupação de banda em qualquer cenário, porém, quanto maior o número de nós, maior o pacote de controle.

O tamanho do pacote de controle impõe uma certa limitação no número de nós. Porém, é possível aumentar o número de nós no anel aumentando-se o tamanho do *slot*. Para uma rede com 16 nós o pacote de controle ocupa aproximadamente 1000 Bytes. Um *slot* de 4000 Bytes pode transportar um pacote de controle para uma rede de 32 nós.

Baseado no comportamento dos protocolos, o LCR-SD é o mais indicado para adoção em redes TCP, pois além de promover justiça, distribui de forma justa a banda entre os fluxos, minimizando a assimetria de caminhos. Entretanto, se no ambiente a ser utilizado a justiça entre nós for mais importante, então o LCR é mais indicado dado o seu bom comportamento diante de assimetrias de tráfego e sua menor complexidade de implementação. É importante ressaltar também que o desempenho do LCR, conforme mostrado em [Salvador 2003] depende do número de nós e de *slots* na rede. Embora em menor intensidade, o mesmo ocorre com o LCR-SD.

O LCR e o LCR-SD encontram-se em avaliação para implementação em uma rede experimental em desenvolvimento nos laboratórios do CPqD. As avaliações estimam que, para um tempo de processamento do pacote de controle próximo dos 50 microsegundos, esses protocolos possam ser implementados usando-se processadores comerciais (ex.: ARM, NIOSII/FPGA).

Há espaço para trabalhos futuros nestes protocolos, como a modificação do pacote de controle ou o uso de um pacote de controle por nó, a fim de eliminar a limitação no número de nós causada pelo seu tamanho.

7. Agradecimentos

Este trabalho foi parcialmente financiado pelo CNPq e pelo Funttel.

Referências

- I. Cidon, and Y. Ofek (1993) “Metaring – a full-duplex ring with fairness and spatial reuse”, IEEE Transactions on Communications, Vol. 41, No. 1, pp. 110-120, Janeiro.
- K. Imai, T. Ito, H. Kasahara, N. Morita (1994) “ATMR: Asynchronous transfer mode ring protocol”, Computer Networks and ISDN Systems, Issue 26, pp. 785-798.
- Violeta Gambiroza, Ping Yuan, Laura Balzano, Yonghe Liu, Steve Sheafor, Edward Knightly (2004) “Design, Analysis, and Implementation of DVSR: A Fair, High Performance Protocol for Packet Rings”, IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol. 12, Issue 1, Fevereiro.
- A. Mayer, Y. Ofek, M. Yung (1996) “Approximating Max-Min Fair Rates via Distributed Local Scheduling with Partial Information”, IEEE INFOCOM, Março.
- H. Balakrishnan, V. N. Padmanabhan, G. Fairhurst, M. Sooriyabandara (2002) “TCP Performance Implications of Network Path Asymmetry”, Network Working Group RFC 3449, Dezembro.
- I. Cidon, L. Georgiadis, R. Guérin and Y. Shavitt (1997) “Improved fairness algorithms for rings with spatial reuse”, IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol. 5, No. 2, pp. 190-204.
- K. Claffy, G. Miller, and K. Thompson (1998) “The nature of the beast: recent traffic measurements from an Internet backbone”, Internet Society (ISOC) Internet Summit, July.
- M. R. Salvador (2003) “MAC Protocols for Optical Packet-Switched WDM Rings”, ISBN 90-365-1862-8
- M. R. Salvador, S. H. de Groot, D. Dey (2002) “MAC Protocols of a Next-Generation MAN Architecture Based on WDM and All-Optical Packet Switching”, Kluwer Academic Publishers Journal of Telecommunications Systems, Vol. 19, No. 3-4, pp. 377-401, Março.