

# Protocolo MAC para Redes Ópticas de Pacotes em Anel para Promoção de Justiça entre Conexões TCP

Marcelo M. Uesono, Marcos R. Salvador e Nelson L. S. da Fonseca

**Resumo**—Protocolos MAC para redes ópticas de pacotes em anel são baseados em políticas de justiça variadas. Essas políticas de justiça comumente ignoram os clientes TCP, permitindo situações de grande desigualdade de capacidade disponível às conexões TCP.

No presente trabalho, introduz-se uma nova política de justiça voltada a oferecer justiça entre conexões TCP e um novo protocolo que implementa esta política. Através de simulações na ferramenta ns-2, deriva-se a justiça oferecida ao tráfego TCP pelo protocolo proposto e por três outros disponíveis na literatura.

**Palavras-Chave**—Justiça de acesso, Controle de acesso, Protocolos de acesso, Comutação de pacotes, Redes em anel.

**Abstract**—MAC protocols for optical packet ring networks are based on various fairness policies. These fairness policies usually ignore TCP clients, hence providing TCP connections with unbalanced capacity.

This work presents a new fairness policy that strives for promoting fairness among TCP connections and a new protocol that implements this policy. By means of computer simulations using ns-2, we assess how fair this protocol and three others available in the literature are from the TCP point of view.

**Keywords**—Access fairness, Access control, Access protocols, Packet switching, Ring networks.

## I. INTRODUÇÃO

Diversos protocolos de controle de acesso ao meio (MAC) para redes ópticas de pacotes com topologia em anel trabalham com multiplexação por divisão de tempo (*time slotting*), acesso estatístico e remoção de pacotes no destino (*destination removal*) para compartilhar o meio e permitir a sua reutilização espacial visando alto desempenho [1]. No entanto, a utilização da capacidade (dos *slots*) do anel de forma não controlada pode acarretar em acesso desbalanceado e até levar a situações em que um ou mais nós da rede são privados do acesso ao meio (*starvation*). Dessa forma, os protocolos MAC devem satisfazer dois requisitos conflitantes: oferecer alto desempenho e garantir condições justas de acesso à rede.

Existem diferentes pontos de vista sobre o que é justo quanto à atribuição de banda em uma rede em anel. Alguns protocolos oferecem justiça por nó de origem, outros por fluxo (ou par origem-destino) e outros por conexão de transporte. Porém, nenhum deles considera a justiça entre conexões TCP, responsáveis por mais de 90% do tráfego transportado na Internet [2]. Conseqüentemente, a justiça promovida pelo TCP

pode ser afetada pela justiça promovida pelo protocolo MAC do anel, o que não é desejável, já que diversas aplicações, inclusive a estabilidade da Internet, baseiam-se na justiça promovida pelo TCP. Faz-se, então, necessário que o protocolo MAC também não interfira na justiça do protocolo TCP.

No presente trabalho é apresentada uma nova política de justiça, que visa oferecer justiça entre conexões TCP, e um novo protocolo MAC, denominado TCP-Fair, que implementa esta política.

A partir de resultados obtidos em experimentos de simulação usando a ferramenta *Network Simulator 2* (ns-2), este trabalho também analisa e compara os resultados de desempenho e de justiça do TCP-Fair com os dos protocolos MetaRing [3], LCR [1][4] e LCR-SD [5] no transporte de tráfego TCP.

O restante deste artigo está organizado da seguinte maneira: a seção II descreve diferentes pontos de vista de justiça de acesso. A seção III descreve os protocolos MAC MetaRing, LCR e LCR-SD para anéis ópticos. A seção IV introduz uma política de justiça baseada no TCP e apresenta o protocolo MAC TCP-Fair, que implementa esta política. A seção V compara os resultados de desempenho e justiça dos protocolos TCP-Fair, MetaRing, LCR e LCR-SD. A seção VI apresenta as conclusões do trabalho.

## II. VISÕES DE JUSTIÇA

Os protocolos MAC têm por objetivo arbitrar o acesso ao meio e, desta forma, prover um acesso balanceado, justo ao meio. No entanto, existem diferentes perspectivas de justiça, descritas pelas políticas de justiça.

A maioria dos protocolos MAC segue as políticas de justiça por nó de origem ou justiça por fluxo -o termo “fluxo” será utilizado para se referir ao agregado de tráfego entre um nó origem e um nó destino. Existem outras políticas de justiça menos utilizadas que não serão abordadas neste artigo. Algumas delas são: RIAS *fairness* (*Ring Ingress-Aggregated with Spatial Reuse*) [6] e *Proportional fairness* (*Gigabit Ethernet Ring*).

### A. Justiça por Nó de Origem

Nesta política atribui-se a mesma vazão aos nós competindo por um mesmo gargalo. Por exemplo, em um anel onde passam três fluxos {1-4, 2-3, 2-4} (Figura 1a) e os nós 1 e 2 possuem a mesma prioridade, a política de justiça por nó de origem determina que cada nó receberá 50% da capacidade de

transmissão, porém não define quanto da capacidade de transmissão alocada ao nó 2 cada um dos fluxos 2-3 e 2-4 receberá. A divisão justa ou injusta, implícita ou explícita, da capacidade alocada ao nó fica a cargo de outros mecanismos implementados.

Nesta política a justiça ocorre somente no sentido do envio dos dados, não no sentido da recepção. Este comportamento permite assimetria de caminhos, com efeitos negativos sobre o TCP [7].

**B. Justiça por Fluxo**

Nesta política atribui-se a mesma vazão aos fluxos competindo por um mesmo gargalo. Por exemplo, em um anel onde passam três fluxos {1-4, 2-3, 2-4} (Figura 1b) com a mesma prioridade, a justiça por fluxo determina que cada um dos fluxos receberá 33% da capacidade de transmissão.

Protocolos que implementam esta política possuem maior flexibilidade de configuração se comparados aos protocolos de justiça por nó de origem. Porém, eles normalmente demandam um maior processamento para analisar uma quantidade maior de dados.

**C. Justiça por Conexão de Transporte**

Nesta política atribui-se a mesma vazão as conexões de transporte competindo por um mesmo gargalo. Por exemplo, em um anel com dois fluxos 1-3 e 2-3 (Figura 2a), sendo que o primeiro é composto por 500 conexões e o segundo por 100, todas com a mesma prioridade, a política de justiça por conexão determina que cada uma das 600 conexões receberá aproximadamente 0,16% de capacidade de transmissão.

Tanto sob a política de justiça por nó de origem quanto sob a justiça por fluxo (Figura 2b), seria dado a cada fluxo 50%. Conseqüentemente, as conexões TCP do fluxo 1-3 teriam aproximadamente 0,1% de capacidade de transmissão cada. As conexões TCP do fluxo 2-3 teriam aproximadamente 0,5% de capacidade de transmissão cada.

**D. Max-Min Fairness**

Existem situações onde um fluxo pode aumentar sua taxa de transmissão sem diminuir a taxa de transmissão dos outros fluxos. Neste caso, seria um desperdício não aumentar a taxa de transmissão deste fluxo. Como um exemplo, na Figura 3 o fluxo 4-5 pode ocupar 66% da capacidade do enlace sem afetar os outros fluxos.

A proposta *max-min fairness* [8] foi concebida para maximizar o uso dos recursos sem comprometer a justiça. Ele não é uma política de justiça, mas um conceito, que pode ser utilizado em conjunto com qualquer outra política de justiça, permitindo um melhor desempenho da rede sem acarretar em prejuízos a nenhum fluxo.

**III. PROTOCOLOS MAC**

Neste trabalho, o protocolo TCP-Fair é comparado aos protocolos MetaRing, LCR, LCR-SD. Os protocolos MetaRing e LCR implementam a política de justiça por nó de origem e o protocolo LCR-SD implementa a política de justiça por fluxo.

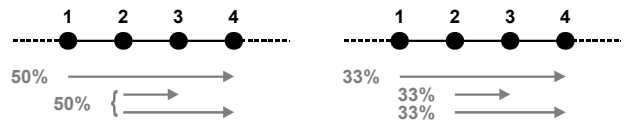


Fig. 1. (a) Justiça por nó de origem. (b) Justiça por fluxo.

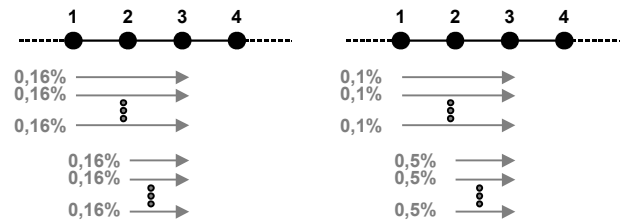


Fig. 2. (a) Justiça por conexão de transporte. (b) Justiça por fluxo.

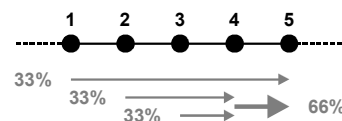


Fig. 3. *Max-min fairness* – o fluxo destacado pode transferir uma carga maior sem prejudicar os outros fluxos ou nós.

A seguir, os protocolos MetaRing, LCR e LCR-SD são descritos.

**A. MetaRing**

MetaRing [3] é um protocolo global que utiliza a política de justiça por nó de origem. Neste protocolo, um sinal de controle denominado “SAT” (*Satisfied*) circula pelos nós do anel atribuindo (k e l) quotas de transmissão. Se o nó que recebe o SAT possuir pacotes para transmitir e ainda não tiver enviado pelo menos l pacotes de um máximo de k, 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.

A não liberação do pacote de controle SAT impede que os outros nós tenham suas quotas 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.

Este protocolo apresenta problemas quanto a vazão em cenários desbalanceados [1].

**B. LCR**

O protocolo *Local Cyclic Reservation* (LCR) [1][4] 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.

1) *Reserva cíclica*

Este mecanismo utiliza um pacote de controle que circula pelo anel na mesma direção dos dados para coletar e distribuir reservas por recursos. O pacote de controle contém uma matriz com a reserva por recursos, corresponde à demanda de cada nó sobre cada enlace.

Quando da chegada do pacote de controle em um nó, são realizados os seguintes passos:

Passo 1: Copia localmente as requisições realizadas pelos nós posteriores (requisições do ciclo anterior);

Passo 2: Insere requisição do nó sobre os enlaces (requisição do ciclo atual) no pacote de controle;

Passo 3: Copia localmente as requisições realizadas pelos nós anteriores (requisições do ciclo atual);

Passo 4: Encaminha o pacote de controle para o próximo nó.

Note que o protocolo requer a recepção de um pacote de controle, seu processamento e seu envio para o próximo nó do anel. Portanto, não irá enviar o pacote de controle no mesmo *slot* em que foi recebido. Dessa forma, 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 próximo nó do anel, pois logo que o pacote de controle é recebido pelo próximo nó, uma rajada de *slots* ocupados é recebida, impedindo que o pacote de controle seja encaminhado imediatamente, aumentando, assim, o tempo de um ciclo e prejudicando consideravelmente o desempenho do protocolo.

Uma forma de diminuir este problema é através da não utilização de um *slot* vazio após um determinado intervalo de tempo subsequente ao envio do pacote de controle. Por exemplo, caso se saiba que um nó leva 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 próximo nó, para envio do pacote de controle. Esta pequena mudança provê um aumento significativo no desempenho deste protocolo. Neste trabalho todos os protocolos implementam esta melhoria.

2) *Cálculo de justiça*

Um nó calcula sua própria taxa justa entre os passos 1 e 2 da reserva cíclica.

O algoritmo para o cálculo de justiça começa tratando o enlace que possui a maior carga e não possui capacidade suficiente para fornecer a vazão requisitada (trata o gargalo mais pesado), pois a eliminação de um gargalo pesado pode eliminar um gargalo menor, e ocorre da seguinte forma:

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 dos nós sobre os enlaces. O LCR distribui igualmente a banda dos enlaces entre os nós, mas não mais do que o nó requisitou.

3) *Aplicação da Justiça*

O LCR atribui quotas aos nós. No início do próximo ciclo de justiça os nós atualizam suas quotas sobre cada enlace com a taxa justa correspondente.

Um nó terá a permissão de ocupar um *slot* somente se a quota dos enlaces pelos quais o *slot* permanecerá ocupado forem maiores ou iguais ao tamanho do *slot*. Se a transmissão for permitida, então o mecanismo de aplicação de justiça atualiza as quotas para registrar a transmissão.

C. *LCR-SD*

O LCR-SD [5] provê justiça entre fluxos e trabalha com o mesmo modelo do LCR. As diferenças em relação ao LCR estão no pacote de controle, no cálculo de justiça e no passo 2: O pacote de controle não carrega mais a matriz de requisições dos nós sobre os enlaces, mas sim uma matriz com a requisição dos fluxos, ou seja, a carga entre cada par de nós origem-destino.

Para eliminar um gargalo, o LCR-SD avalia as requisições dos fluxos sobre cada enlace. O LCR-SD distribui igualmente a banda do enlace entre os fluxos, mas não mais do que o fluxo requisitou.

No passo 2, o pacote de controle é atualizado não com as requisições do nó sobre os enlaces, mas com as requisições de cada fluxo originado neste nó.

IV. TCP-FAIR: POLÍTICA E PROTOCOLO

O protocolo TCP-Fair é um protocolo local baseado numa política de justiça por conexão. Especificamente, esta política imita o comportamento do protocolo TCP de forma que as conexões TCP que compartilham o mesmo gargalo atinjam uma utilização justa da banda em função da atuação do sistema *additive increase multiplicative decrease (AIMD)*.

Esta nova política de justiça é diferente da política de *proportional fairness* promovida pelo *Gigabit Ethernet Ring*. Na política de *proportional fairness*, cada nó do anel é um roteador. Na política de justiça no TCP, o anel inteiro se comporta como um único roteador.

O protocolo TCP-Fair procura imitar no anel o funcionamento de um roteador quanto ao oferecimento de banda aos clientes TCP (Figura 4). Para isso, realiza a sinalização de congestionamento da mesma forma como ocorreria se, no lugar do anel, existisse um único roteador.

O funcionamento do protocolo é apresentado em duas possíveis situações. A primeira trata o caso em que o nó de

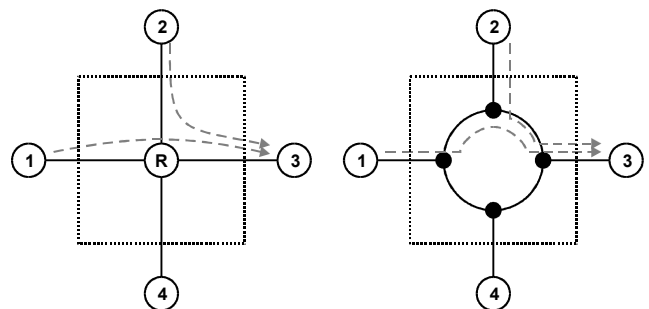


Fig. 4. Na justiça TCP-Fair, o anel deve se comportar como se fosse um roteador.

destino não é capaz de dar vazão a todo o tráfego vindo do anel, ou seja, é o gargalo. A segunda trata o caso em que o gargalo está no anel.

A seguir, é feita a descrição do algoritmo do protocolo.

1) *Gargalo no Nó de Destino*

Se um nó de destino é um gargalo, ou seja, se o nó não é capaz de escoar todo o tráfego para fora do anel, é simples oferecer justiça entre conexões TCP, pois basta encaminhar todo o tráfego pelo anel e a fila do enlace de saída promoverá a justiça sinalizando aos sistemas finais (*end-systems*) quando houver congestionamento, através da perda de pacotes ou marcação *Explicit Congestion Notification* (ECN), da mesma maneira em que ocorre em roteadores.

No entanto, é ineficiente utilizar o espaço de um *slot* do anel para transportar um pacote que será descartado na fila do enlace de saída. Assim, para utilizar os recursos do anel da melhor forma possível, somente são transportados nos *slots* pacotes que podem ser escoados pelos nós de destino, ou seja, não é encaminhado a um nó de destino um fluxo de dados a uma taxa maior do que o nó pode escoar, evitando perda de pacotes na saída do anel.

Como os pacotes destinados a um dado nó podem ser provenientes de quaisquer nós do anel, o primeiro passo é realizar a perda de pacotes de forma que as conexões TCP nos sistemas finais sejam capazes de manter a justiça.

Para esse fim, é utilizada uma fila virtual para cada nó de destino. A fila virtual é composta por todas as filas com dados destinados a um mesmo nó de destino. Assim, em um anel com *N* nós, existirão *N* filas virtuais. A fila virtual, no evento de um congestionamento, realiza a perda dos pacotes nas filas nos nós de entrada, simulando a perda como se houvesse ocorrido no nó de destino (Figura 5).

Ao se utilizar um roteador, se em um dado intervalo de tempo *X%* dos pacotes que passam por um enlace são descartados, então, aproximadamente *X%* dos pacotes de cada conexão TCP são descartados. Visando simular este comportamento, a fila virtual, ao detectar que a soma do comprimento de suas filas excedeu um dado limite, realiza o descarte dos pacotes mais recentes (*Drop-Tail*), proporcionalmente à quantidade de dados nas filas.

2) *Gargalo no Anel*

Caso o gargalo esteja no anel, a vazão de todos os fluxos é diminuída, mesmo que não passem pelo gargalo. A razão de diminuir a vazão dos fluxos que não passam pelo gargalo é manter a justiça em relação aos fluxos que passam pelo gargalo, pois podem existir fluxos direcionados a um mesmo nó, sendo que alguns passam pelo gargalo e outros não. Se a vazão de alguns fluxos for diminuída devido a um congestionamento no anel e a vazão de outros fluxos não, então existirá um oferecimento diferente de banda entre os fluxos, dificultando a análise de justiça (Figura 6).

O conceito de *max-min fairness* mencionado anteriormente dita exatamente o contrário. Este conceito não será aplicado neste protocolo, a fim de manter a justiça entre conexões TCP em troca de um menor *throughput*. Como o conceito de *max-min fairness* não será utilizado, é esperado que em certos cenários exista uma degradação da reutilização espacial e uma conseqüente redução de *throughput*. Versões futuras do

protocolo podem ser criadas visando reutilização e a aplicação do *max-min fairness* e aumento do *throughput*.

O objetivo principal desta versão do protocolo é demonstrar que é possível obter justiça entre conexões TCP em anéis ópticos.

3) *Descrição do Algoritmo do Protocolo*

A função principal do protocolo é gerenciar o tamanho e a vazão das filas virtuais. O protocolo trabalha com um pacote de controle que dissemina as informações entre os nós do anel.

Ao receber o pacote de controle, o protocolo realiza os seguintes passos:

- 1 – Calcula a vazão das filas locais de forma que não haja perda de pacotes nos nós de destino.
- 2 – Diminui a vazão das filas locais proporcionalmente caso exista gargalo no anel.
- 3 – Controla o comprimento das filas locais.
- 4 – Atualiza o pacote de controle com informações das filas virtuais.
- 5 – Encaminha o pacote de controle.

Os passos estão descritos detalhadamente a seguir:

*Passo 1:* Todo nó possui uma fila para cada destino possível.

Para calcular a quota de transmissão para estas filas, é utilizada a fórmula:

$$quota(q(i,j)) = oldsize(q(i,j)) \times quota(q(*,j)) / oldsize(q(*,j))$$

*n(i):* *i*-ésimo do anel.

*q(i,j)*, para *i ≠ j*: a fila em *n(i)* com dados direcionados a *n(j)*.

*q(\*,i)*: todas as filas com dados direcionados a *n(i)*.

*size(q(i,j))*: comprimento da fila *q(i,j)*.

*oldsize(q(i,j))*: comprimento da fila *q(i,j)* na passagem anterior do pacote de controle.

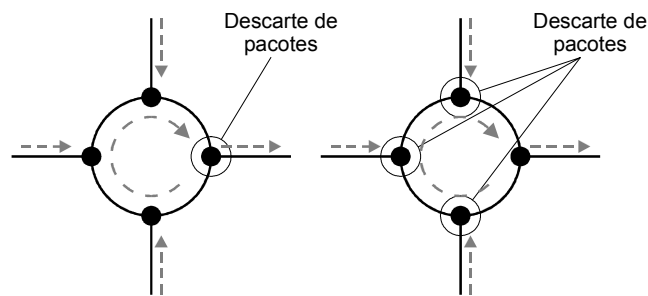


Fig. 5. O descarte de pacotes no nó de destino é ineficiente por desperdiçar banda do anel (esquerda). A fila virtual realiza o descarte de pacotes nos nós de origem, dando espaço no anel para transporte de pacotes úteis (direita).

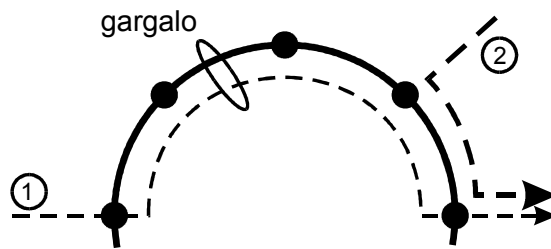


Fig. 6. Se o conceito de *max-min fairness* fosse aplicado, o fluxo 2 ganharia mais banda do que o fluxo 1, o que tornaria o oferecimento de banda entre as conexões TCP destes dois fluxos diferente.

$oldsize(q(*,j))$ : comprimento das filas  $q(*,j)$  na última passagem do pacote de controle.

$quota(q(i,j))$ : quantidade de dados que a fila  $q(i,j)$  pode encaminhar.

$quota(q(*,i))$ : quantidade máxima de dados que o nó  $n(i)$  pode receber entre passagens do pacote de controle.

Assim, limita-se a vazão das filas virtuais de forma que não se sobrecarregue o nó de destino, prevenindo perdas de pacotes no nó de destino. A vazão das filas é proporcional ao seu tamanho no último ciclo.

*Passo 2:* Se *bottleneck* é maior que *capacity* então:

$$quota(q(i,j)) = quota(q(i,j)) \times capacity / bottleneck$$

*bottleneck*: enlace com maior carga após o Passo 1.

*capacity*: capacidade de transmissão de um enlace.

Assim, diminui-se proporcionalmente a vazão de todas as filas de acordo com o enlace gargalo do anel se existir, de forma a afetar igualmente todos os fluxos no anel.

*Passo 3:*

$$size(q(i,j)) = size(q(i,j)) \times limit(j) / oldsize(q(*,j))$$

$limit(j)$ : tamanho máximo da fila virtual  $j$ , formada pelas filas  $q(*,j)$ .

Assim, diminui-se o comprimento das filas de forma proporcional.

## V. AVALIAÇÃO DE DESEMPENHO DOS PROTOCOLOS MAC

Experimentos de simulação foram realizados utilizando a ferramenta *ns-2*. Foram criados módulos adicionais que implementam as características de uma rede em anel óptico com multiplexação temporal e acesso estatístico (*time-slotted ring*).

Foram realizadas simulações com diferentes percentuais de carga UDP, porém não resultaram em diferenças significativas nas conclusões. Assim, os resultados apresentados nesta seção não possuem tráfego UDP para facilitar a análise dos resultados e por limitação de espaço.

Foi utilizado o TCP Reno com a opção `rfc2988_` com uma fonte de tráfego FTP infinita e um receptor do tipo *Delayed ACK*.

As simulações consideram um anel de 100Km com 6 nós distanciados igualmente, utilizando um canal de 2,5Gb/s e *slots* de 4600 Bytes, 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 25Gb/s com *delay* de 0,0025 segundos.

Cada *slot* é capaz de transportar vários datagramas IP e seguem o modelo do protocolo *Packet Aggregate Transmission* (PAT) [1]. Para o protocolo MetaRing utilizou-se  $k=l=$ capacidade de dois ciclos do anel.

Os fluxos são compostos por conexões TCP que formam um gargalo no enlace 3-4 (Figura 7). Existem também fluxos de ACKs, porém como a banda ocupada por estes fluxos é muito pequena e nenhum destes fluxos cruza o enlace gargalo, eles são desconsiderados.

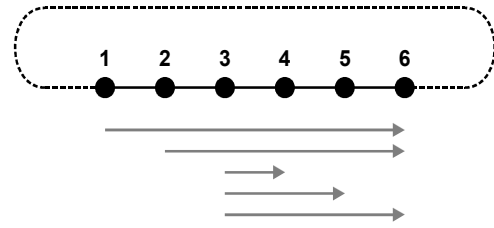


Fig. 7. Cenário da simulação.

Neste cenário, os protocolos se comportam de maneira diferente quanto à distribuição de banda, pois cada política de justiça possui uma regra diferente para a divisão da banda. A divisão ideal é apresentada na Tabela I. Note na Tabela I que as políticas por nó de origem e por fluxo ignoram os clientes TCP, promovendo uma justiça entre os nós e fluxos do anel, ignorando o fato de que existem quantidades diferentes de clientes TCP.

Os protocolos MetaRing e LCR utilizam a justiça por nó de origem e demonstraram uma justiça de acesso bem próxima à ideal (Tabela II). O protocolo LCR-SD utiliza a justiça por par origem-destino (fluxo), e divide igualmente a banda entre todos os fluxos que disputam a banda no gargalo (Tabela I e II).

O protocolo TCP-Fair oferece uma justiça semelhante à obtida por um roteador. O protocolo TCP-Fair foi capaz de trabalhar com o TCP e oferecer uma divisão de banda de acordo com o número de conexões passando por cada fluxo, ou seja, ofereceu mais banda para o fluxo com o maior número de conexões TCP e menos banda para o fluxo com menos conexões TCP, mantendo um certo grau de justiça entre as conexões.

As distribuições ideais para os fluxos 1-6, 2-6 e 3-6 no protocolo TCP-Fair (Tabela I) são 5,56%, 16,67% e 11,11%, pois a divisão é proporcional à quantidade de conexões TCP em cada fluxo, sendo 100, 300 e 200 conexões TCP respectivamente. Como a divisão de banda é realizada pelas conexões TCP, um pequeno desvio da divisão ideal é esperado, como pode ser observado nas simulações (Tabela II). O protocolo TCP-Fair dividiu a banda entre os fluxos em 4,68%, 15,76% e 11,04%.

O *goodput* obtido com os protocolos foi de 231, 277, 278 e 271 MB/s, respectivamente, para o MetaRing, LCR, LCR-SD e TCP-Fair.

Quanto aos protocolos de justiça por nó de origem, nota-se que o LCR foi capaz de oferecer maior largura de banda em relação ao MetaRing. O LCR-SD e o TCP-Fair também mantiveram um desempenho semelhante ao do LCR.

## VI. CONCLUSÕES

Este trabalho apresentou uma nova política de justiça por conexões de transporte, voltada a oferecer justiça entre clientes TCP, e o novo protocolo TCP-Fair, que implementa esta política.

Através de simulações computacionais usando a ferramenta *ns-2*, demonstrou-se que, para o cenário considerado, todos os protocolos estudados - a saber: MetaRing, LCR, LCR-SD e

TABELA I

DISTRIBUIÇÃO IDEAL DA BANDA ENTRE OS FLUXOS

Fluxo	Conexões	Política de Justiça		
		Nó	Fluxo	TCP
1-6	100	33,33%	20%	5,56%
2-6	300	33,33%	20%	16,67%
3-4	100		20%	33,33%
3-5	100	33,33%	20%	33,33%
3-6	200		20%	11,11%

TABELA II

DISTRIBUIÇÃO DE BANDA ENTRE OS FLUXOS COM INTERVALO DE CONFIANÇA DE 95%

Fluxo	Protocolo							
	MetaRing	LCR		LCR-SD		TCP-Fair		
1-6	33,32%	±0,03%	33,34%	±0,01%	19,97%	±0,01%	4,68%	±0,10%
2-6	33,31%	±0,07%	33,36%	±0,01%	20,03%	±0,20%	15,76%	±0,07%
3-4	10,80%	±0,16%	12,03%	±0,11%	20,03%	±0,13%	34,35%	±0,44%
3-5	11,80%	±0,16%	11,21%	±0,06%	20,00%	±0,15%	34,17%	±0,01%
3-6	10,77%	±0,11%	10,06%	±0,13%	19,97%	±0,05%	11,04%	±0,13%

TCP-Fair - oferecem alto desempenho, porém cada um é justo apenas sob o ângulo de visão da política de justiça que norteia aquele protocolo. Os resultados evidenciaram o quanto um protocolo MAC justo no nível de rede pode levar a grandes injustiças no nível do transporte TCP.

Esta informação é muito importante para os desenvolvimentos das tecnologias de redes ópticas de pacotes de alto desempenho (e.g., RPR [9]) em andamento, onde TCP é responsável pela grande maioria do tráfego transportado e, indiretamente, pela estabilidade da própria Internet.

No entanto, isto não quer dizer que o protocolo TCP-Fair seja necessariamente o protocolo ideal para redes ópticas de pacotes de alto desempenho, pois existe uma relação custo-benefício que precisa ser analisada em função da aplicação de rede e do seu tráfego correspondente. Por exemplo, a maior complexidade inerente ao funcionamento do protocolo TCP-Fair poderia se justificar numa aplicação de acesso, porém não numa aplicação de rede de armazenamento. Neste caso, talvez o protocolo LCR ou LCR-SD fosse mais apropriado. Estudos mais focados neste aspecto são necessários para um melhor entendimento das consequências desses e de outros protocolos MAC na injustiça no nível TCP sob vários cenários visando determinar quais políticas e protocolos de justiça são mais adequados para o cenário atual e, se possível, futuro das redes de telecomunicações.

#### AGRADECIMENTOS

Este trabalho foi financiado pelo CNPq e pelo Funttel.

#### REFERÊNCIAS

- [1] M. R. Salvador, "MAC Protocols for Optical Packet-Switched WDM Rings", Ph.D. dissertation, Universiteit Twente, Holanda, ISBN 90-365-1862-8, Janeiro 2003.
- [2] K. Claffy, G. Miller, K. Thompson, "The Nature of the Beast: Recent Traffic Measurements from an Internet Backbone", Proceedings of INET, Julho 1998.
- [3] I. Cidon, Y. Ofek, "MetaRing - A Full-Duplex Ring with Fairness and Spatial Reuse", IEEE Transactions on Communications, Vol. 41, No. 1, pp. 110-120, Janeiro 1993.
- [4] M. R. Salvador, M. M. Uesono, N. L. S. da Fonseca - "A Local Fairness Protocol for Optical Packet-switched WDM Ring Networks", IEEE International Conference on Communications (ICC), Maio 2005.
- [5] M. R. Salvador, M. M. Uesono, N. L. S. da Fonseca - "Protocolos de Justiça de Acesso em Redes Ópticas de Pacote em Anel", Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores (SBRC), Maio 2005.
- [6] V. Gambiroza, P. Yuan, L. Balzano, Y. Liu, S. Sheafor, E. Knightly, "Design, Analysis, and Implementation of DVSR: A Fair, High Performance Protocol for Packet Rings", IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol. 12, No. 1, Fevereiro 2004.
- [7] H. Balakrishnan, V. N. Padmanabhan, G. Fairhurst, M. Sooriyabandara, "TCP Performance Implications of Network Path Asymmetry", Network Working Group RFC 3449, Dezembro 2002.
- [8] A. Mayer, Y. Ofek, M. Yung, "Approximating Max-Min Fair Rates via Distributed Local Scheduling with Partial Information", Proceedings of INFOCOM, pp. 928-936, Março 1996.
- [9] 802.17-2004 IEEE Standard for Information Technology--Telecommunications and information exchange between systems—Local and metropolitan area networks—Specific requirements—Part 17: Resilient packet ring (RPR) access method & physical layer specifications