

# Um Mecanismo para Privilegiar Pacotes de Vida Longa em Redes Sem Fio de Múltiplos Saltos

Miguel Elias M. Campista, Luís Henrique M. K. Costa e  
Otto Carlos M. B. Duarte \*

<sup>1</sup> Grupo de Teleinformática e Automação  
PEE/COPPE - DEL/POLI  
Universidade Federal do Rio de Janeiro

{miguel, luish, otto}@gta.ufrj.br

**Abstract.** *The typical application of wireless mesh networks is Internet access. This application introduces a gateway, which becomes the preferred destination in the network. In such topology, the throughput share is unfair because the number of medium accesses increases with the distance to the gateway. In this work, we propose the RLF (Route Length based Fairness) mechanism to assign priority to packets at the MAC layer. Packets that traverse a high number of hops, named long-living packets, receive a higher priority on medium access. The needed routing information is obtained at the MAC layer using a cross-layer design. To guarantee priority, multiple queues are used to separate packets also according to the route length. Compared to IEEE 802.11g, RLF provides a better throughput distribution. Simulation results show a considerable improvement in fairness for applications running over UDP and TCP.*

**Resumo.** *Uma aplicação típica das redes em malha sem fio é o acesso à Internet. Nessa aplicação é introduzido um gateway que se torna o destino preferencial da rede. A divisão da vazão se torna injusta, em tal topologia, pois o número de acessos ao meio aumenta com a distância do gateway. Este artigo propõe o mecanismo RLF (Route Length based Fairness) para atribuir prioridade a pacotes na camada MAC. Pacotes que percorrem um número grande de saltos, chamados pacotes de vida longa, recebem uma maior prioridade no acesso ao meio. As informações de roteamento necessárias são obtidas na camada MAC usando técnicas de otimização entre camadas. Para garantir prioridade, múltiplas filas são usadas para separar os pacotes, também de acordo com o comprimento das rotas. Comparado ao IEEE 802.11g, o RLF promove melhor distribuição de vazão pelos nós da rede. Os resultados de simulação obtidos mostram uma melhoria em justiça considerável para aplicações executadas sobre UDP e TCP.*

## 1. Introdução

Assiste-se hoje a uma demanda crescente por ubiquidade e aplicações em tempo real. As redes sem fio contribuem para atender essa demanda, dada a difusão natural das transmissões em radiofrequência, que também possibilita flexibilidade de conexão, fácil acesso

---

\*Este trabalho foi realizado com recursos do CNPq, CAPES, FAPERJ, RNP/FINEP/FUNTEL e FUJB.

à rede e mobilidade dos usuários. Além disso, a redução da infra-estrutura cabeada faz da tecnologia sem fio uma solução, ao mesmo tempo, eficiente e de baixo custo para as redes de última milha.

As redes sem fio podem operar em dois modos: infra-estruturado e ad hoc. No modo infra-estruturado, as estações usam transmissão sem fio, porém, os pontos de acesso ainda são interconectados por cabos. No modo ad hoc, por outro lado, as estações utilizam comunicações por múltiplos saltos, dispensando os fios. Entretanto, nesse tipo de comunicação não há garantia de conectividade à rede, já que os nós são móveis e dependem da colaboração das outras estações para entregar os pacotes de dados corretamente. As Redes em Malha Sem Fio (RMSF) [Akyildiz e Wang, 2005] têm por objetivo prover comunicação ubíqua, combinando as vantagens do modo infra-estruturado com o modo ad hoc. As RMSF possuem um *backbone* composto por roteadores sem fio responsáveis por garantir conectividade aos usuários da rede. Os roteadores do *backbone* sem fio são encarregados de agregar e encaminhar o tráfego recebido através de múltiplos saltos. Assim, as redes em malha aumentam a conectividade e evitam fios, reduzindo o custo de infra-estrutura. Dentre os principais cenários de aplicação das redes em malha sem fio estão a interconexão de redes ad hoc isoladas e de redes par-a-par, e a construção de redes comunitárias [Campista et al., 2007].

Uma aplicação típica das RMSF é prover acesso à Internet. Nessa aplicação, alguns roteadores assumem o papel de *gateways* para a infra-estrutura cabeada. Um problema chave que surge é a injustiça em termos de vazão de acordo com o número de saltos que um pacote percorre até alcançar o *gateway* [Gambiroza et al., 2004, Das et al., 2005, Wang e Kar, 2006, Dong et al., 2006]. Uma vez que um nó esteja conectado a um roteador distante do *gateway*, sua vazão é menor que a vazão alcançada por um nó mais próximo. Assumindo que não há diferenciação entre os nós, não há razão para que o desempenho da rede seja dependente do posicionamento de cada nó. Esse problema origina-se no protocolo MAC do padrão IEEE 802.11, que garante aos nós dentro de uma mesma área de transmissão uma probabilidade aproximadamente igual de acessar o meio. Porém, o mesmo protocolo não considera transmissões onde os pacotes devem entrar em contenção pelo meio múltiplas vezes, o que ocorre em redes sem fio de múltiplos saltos.

Este trabalho propõe um novo mecanismo para a camada MAC chamado RLF (*Route Length based Fairness*). Esse mecanismo tem como principal objetivo reduzir a injustiça observada nas comunicações sem fio de múltiplos saltos. Prioridades são atribuídas aos pacotes dependendo do número de saltos que cada um deve percorrer para alcançar o *gateway*. Pacotes enviados por nós a um grande número de saltos do *gateway*, chamados pacotes de vida longa, recebem uma prioridade maior na camada MAC. Para conhecer na camada MAC o tamanho da rota de um pacote, uma técnica de otimização entre camadas [Srivastava e Motani, 2005, Raisinghani e Iyer, 2006] é usada. Assim, é possível obter informações de roteamento da camada superior. Ao atribuir prioridade na camada MAC, há uma redução da diferença de vazão entre os nós, aumentando a justiça da rede. Uma vantagem chave do RLF é que, diferente de trabalhos anteriores [Gambiroza et al., 2004, Dong et al., 2006], não há necessidade dos nós calcularem periodicamente a vazão máxima permitida, considerando informações de outros nós da rede [Gambiroza et al., 2004, Dong et al., 2006]. Além disso, não são necessários no-



Figura 1. Exemplo de uma topologia em cadeia com 5 nós.

vos pacotes de controle. Para garantir que pacotes com diferentes comprimentos de rota tenham suas prioridades respeitadas, o mecanismo proposto utiliza múltiplas filas na camada MAC. Os pacotes são colocados em filas de acordo com o comprimento das suas rotas. Neste trabalho, simulações foram realizadas para analisar o desempenho do RLF. Comparado ao IEEE 802.11g, os resultados mostram uma melhoria em justiça usando aplicações CBR/UDP e FTP/TCP. Aumentando a janela de contenção mínima definida pelo padrão IEEE 802.11g, a justiça aumenta ainda mais, atingindo uma distribuição de vazão aproximadamente uniforme entre os nós da rede.

Este trabalho está organizado da seguinte forma. A Seção 2 formula o problema da justiça em redes sem fio de múltiplos saltos. A Seção 3 apresenta as premissas assumidas e a operação detalhada do mecanismo RLF (*Route Length based Fairness*). Os resultados de simulação são mostrados na Seção 4. A Seção 5 resume os trabalhos relacionados. Finalmente, na Seção 6, este trabalho é concluído e futuras direções são introduzidas.

## 2. Justiça em Redes Sem Fio de Múltiplos Saltos

Muitos dos protocolos de roteamento usados em redes em malha sem fio são baseados em protocolos legados das redes ad hoc [Draves et al., 2004a, Draves et al., 2004b, Aguayo et al., 2005]. De forma semelhante às redes ad hoc, os roteadores encaminham pacotes recebidos de outros nós, geram pacotes e disputam o meio com outros nós dentro da mesma área de contenção. Assim, aumentar o número de saltos implica em reduzir a vazão máxima alcançável pelos nós mais distantes do *gateway*, pois o pacote disputará o meio mais vezes. Em redes em malha, esse problema se torna mais grave devido à infraestrutura geralmente estacionária e a presença de *gateways*, que atraem a maior parte do tráfego da rede se tornando o destino preferencial. Os nós mais distantes possuem uma banda passante menor que a dos nós mais próximos ao *gateway*, resultando em injustiça.

Outro fator importante é o algoritmo de fila aplicado. No protocolo IEEE 802.11 original, todos os pacotes são colocados em uma única fila do tipo FIFO/*Droptail*. Nesse tipo de fila, o último pacote recebido é descartado caso a fila esteja cheia. Supondo a topologia em cadeia ilustrada na Figura 1, se todos os roteadores aumentarem sua carga oferecida igualmente, o roteador mais próximo do *gateway* (Roteador 1) exaure os recursos dos outros nós [Jun e Sichitiu, 2003]. Na saturação, o roteador mais próximo enche sua fila de transmissão mais rápido do que transmite ou recebe pacotes. Logo, com a chegada de novos pacotes, ele é obrigado a descartá-los, independente do nó de origem. A vazão agregada da rede se torna injusta, pois somente o nó mais próximo ao *gateway* entrega seus pacotes.

## 3. Mecanismo *Route Length based Fairness* (RLF)

Nesta seção, primeiro, as premissas assumidas neste trabalho são apresentadas. Em seguida, o mecanismo proposto é descrito.

### 3.1. Premissas

Neste trabalho é empregado o protocolo IEEE 802.11g em modo ad hoc, pois o IEEE 802.11 é atualmente o padrão sem fio mais usado. Além disso, o problema de

justiça em redes em malha pode ser visto também em redes ad hoc. Ambos usam protocolos de roteamento para redes de múltiplos saltos e mecanismos de encaminhamento de pacotes que podem gerar injustiças na rede. Para acentuar o problema da justiça, todo roteador origina tráfego destinado ao *gateway*. No cenário abordado neste trabalho, é considerada uma rede composta por roteadores estacionários que provêem acesso a uma rede cabeada. Os roteadores estacionários agregam tráfego de usuários da rede, caracterizando a aplicação de acesso à Internet [Akyildiz e Wang, 2005]. Neste trabalho, considera-se que todo usuário deve receber nível de serviço semelhante da rede. Logo, os recursos da rede devem ser igualmente distribuídos entre os usuários conectados.

A topologia analisada é uma cadeia de nós como vista na Figura 1. Uma rede em malha pode ser aproximada por uma coleção de cadeias que não se interferem [Gambiroza et al., 2004]. Esse cenário é usado para destacar o efeito dos múltiplos saltos na justiça. Além disso, foi considerado que todos os enlaces da rede têm a mesma capacidade. Para considerar enlaces com diferentes capacidades, no lugar do recurso vazão, o recurso tempo de transmissão poderia ser tratado [Dong et al., 2006], o que não é o objetivo deste trabalho.

Outra premissa é que o RLF emprega roteamento pela fonte para obter o comprimento da rota do pacote encaminhado. Utilizar roteamento pela fonte não é pré-requisito, mas conveniente para o mecanismo proposto visto que a rota completa já está listada no cabeçalho do pacote. Um ponto chave é que muitos protocolos de roteamento desenvolvidos para as redes em malha são baseados no DSR (*Dynamic Source Routing*) [Draves et al., 2004a, Draves et al., 2004b, Aguayo et al., 2005], que é um protocolo que usa roteamento pela fonte. O RLF poderia ser adaptado para um protocolo baseado em estado do enlace. Nesses protocolos, cada roteador conhece o mapa completo da topologia da rede. Portanto, calcular o comprimento da rota de qualquer nó para qualquer outro é viável. O comprimento calculado por um nó, entretanto, não representa necessariamente a rota percorrida pelo pacote, já que os mapas dos nós podem não estar sincronizados. Já em protocolos baseados em vetores de distância, a adaptação do RLF seria mais complexa porque os roteadores conhecem apenas a sua vizinhança e não têm informações da topologia completa. Esse tipo de protocolo necessita maior investigação.

No mecanismo proposto, são utilizadas múltiplas filas. O objetivo é ajudar a evitar a exaustão dos recursos da rede por apenas um nó. Assim, os pacotes são enfileirados de acordo com o comprimento de suas rotas, evitando contenção entre pacotes originados localmente e pacotes recebidos de outros nós. As múltiplas filas são usadas para proteger os nós bem comportados da exaustão de recursos, causada por nós egoístas. Além disso, colocar pacotes de prioridades diferentes na mesma fila tornaria o mecanismo ineficiente, visto que um pacote de prioridade maior teria que esperar um de prioridade menor ser transmitido primeiro. Uma abordagem alternativa é utilizar a extensão para qualidade de serviço do padrão IEEE 802.11, o IEEE 802.11e [IEEE, 2002], pois ele originalmente já implementa múltiplas filas para lidar com diferentes prioridades. Contudo, o número de filas definido pelo IEEE 802.11e é limitado a quatro, o que não seria apropriado para topologias com roteadores a mais de quatro saltos do *gateway*. Além disso, as prioridades são atribuídas numa camada mais elevada de acordo com as requisições da aplicação.

A implementação do mecanismo proposto exige algumas modificações em *firmware* para informações do roteamento serem obtidas na camada MAC e para

parâmetros também da camada MAC serem alterados dinamicamente.

### 3.2. Operação do mecanismo RLF

Este trabalho propõe um mecanismo para aumentar a justiça em redes sem fio de múltiplos saltos. Ao invés de atribuir prioridade a nós, o mecanismo RLF (*Route Length based Fairness*) atribui prioridade a pacotes, de acordo com o comprimento de sua rota. Essa prioridade é atribuída ajustando o tamanho da janela de contenção do pacote na camada MAC. Quanto mais longa for a rota, maior é a prioridade atribuída. Uma característica importante do mecanismo proposto é que não há necessidade de troca de mensagens de controle, que introduziria sobrecarga; nem tampouco é realizado cálculo de vazão máxima permitida, o que demandaria algoritmos adicionais [Gambiroza et al., 2004, Dong et al., 2006].

Ao receber um pacote de dados, os nós intermediários procuram primeiro a informação sobre o comprimento da rota no cabeçalho do pacote da camada de rede. Após analisar o cabeçalho, o pacote é enfileirado conforme o comprimento de sua rota. O RLF usa uma fila por comprimento de rota. Por conseguinte, dois nós a um mesmo número de saltos do *gateway* têm seus pacotes colocados na mesma fila, em um nó intermediário. Cada fila usa o algoritmo FIFO/*Droptail*, e as diferentes filas são servidas em *Round-Robin*.

No padrão IEEE 802.11, antes de encaminhar um pacote, todo nó precisa esperar um intervalo de tempo aleatório definido a partir do tamanho de sua janela de contenção. Portanto, priorizar um pacote significa diminuir esse tempo de espera, para que o nó privilegiado acesse o meio antes dos outros.

No mecanismo proposto, o nó reduz de uma parcela  $f(c)$  o tamanho da janela de contenção do pacote a ser encaminhado, como visto na Expressão 1. A função  $f(c)$  é então responsável por privilegiar os pacotes originados em nós distantes, os pacotes de vida longa, ao ajustar o tamanho da janela de contenção conforme o comprimento da rota do pacote. Quanto maior o comprimento da rota, menor é o tamanho da janela de contenção, privilegiando o pacote no acesso ao meio. Na Expressão 1,  $CW_{novo}$  é o tamanho da janela de contenção recalculado para o pacote sendo encaminhado,  $CW_i$  é o tamanho da janela de contenção atual como definido pelo padrão IEEE 802.11 e  $c$  é o comprimento da rota do pacote. No protocolo MAC do padrão IEEE 802.11,  $CW_{i+1} = 2 \times CW_i + 1$ , onde  $i$  é o número de retransmissões de um único pacote e  $CW_0 = CW_{min}$  é o tamanho mínimo da janela de contenção. Além disso, quando  $CW_i$  alcança o tamanho máximo,  $CW_{max}$ , ele permanece nesse tamanho até ocorrer uma transmissão bem sucedida.

$$CW_{novo} = CW_i - f(c), \quad (1)$$

onde  $f(c)$  é dada por:

$$f(c) = a \times \left\lfloor \frac{CW_i}{CW_{min}} \right\rfloor \times c. \quad (2)$$

Na Expressão 2,  $a$  é o *índice de agressividade*. Esse índice é usado para ajustar o nível de prioridade atribuído aos pacotes de vida longa. Um maior *índice de agressividade* aumenta a prioridade do pacote. Considerar a proporção entre  $CW_i$  e  $CW_{min}$  aumenta a faixa de valores da função  $f(c)$ , acentuando ainda mais a prioridade dos pacotes de vida longa originados em nós distantes quando não ocorre uma transmissão bem sucedida. Na

Seção 4, será demonstrado que a redução do tamanho da janela de contenção dos pacotes de vida longa representa um compromisso entre prioridade e vazão agregada da rede.

Uma importante observação é que a função  $f(c)$  poderia considerar ou o número de saltos já percorridos ou o número de saltos a percorrer ao invés do tamanho completo da rota. Considerar o número de saltos já percorridos tem uma implementação direta nos protocolos de roteamento independente do algoritmo utilizado para o cálculo de rotas. É apenas necessário ter acesso na camada MAC do TTL (*Time-To-Live*) do pacote, assumindo que o TTL inicial seja conhecido, para saber o número de saltos percorrido pelo pacote. Essa abordagem, entretanto, não privilegia nós que estejam a um número de saltos diferentes do *gateway*, caso eles sejam fontes de tráfego e compitam pelo meio. A outra opção, considerar o número de saltos faltantes para chegar no *gateway*, não privilegia os pacotes de vida longa em nós próximos do *gateway* e também tem limitações de implementação em protocolos baseados em vetor de distância.

Supondo uma cadeia de 5 nós, como mostrada na Figura 1, quando o nó 4 transmite para o *gateway* (G), a rota pela fonte é 4, 3, 2, 1, G. Ao receber o pacote vindo de 4, o nó 2 o enfileira de acordo com o número de saltos que o pacote percorre na rede,  $c = 4$ . Supondo  $a = 3$  e  $CW_i = CW_{min} = 31$ , antes de encaminhar o pacote, o nó 2 calcula o novo tamanho da janela de contenção para o pacote sendo transmitido, onde  $CW_{novo} = 19$ . Dessa forma, aumenta-se a prioridade no acesso ao meio deste pacote.

#### 4. Resultados de Simulação

Os resultados de simulação foram obtidos usando o simulador de redes ns-2 (*network simulator 2*). Foram realizados dois conjuntos de simulações. A Seção 4.1 mostra o desempenho do mecanismo proposto RLF utilizando fontes de tráfego CBR/UDP. Já na Seção 4.2, o RLF foi analisado com fontes FTP/TCP. Nas simulações, foi utilizada uma topologia como a ilustrada na Figura 1. O número de nós na cadeia foi variado para analisar a justiça e a vazão agregada da rede.

Como métrica de justiça foi utilizado o índice de justiça ( $J$ ) definido na Expressão 3 [Korkmaz et al., 2006]. Nessa expressão,  $V_i$  denota a vazão obtida pelo nó  $i$  e  $N$  o número de nós transmissores. Quando  $J = 1$ , a transmissão em múltiplos saltos é completamente justa, pois todos os nós alcançam a mesma vazão na rede. Por outro lado, em uma transmissão completamente injusta,  $J = 1/N$ . As fontes CBR enviam pacotes de 1500 bytes a 3 Mbps sobre o UDP. Já as fontes FTP também enviam pacotes de 1500 bytes, sobre o TCP. Todos os nós produzem tráfego, exceto o *gateway*. Logo, em uma cadeia de  $n$  nós, há  $n - 1$  nós transmissores e um *gateway* que é o destino comum de todos os tráfegos de dados na rede. A vazão agregada da rede é igual a soma das vazões alcançadas individualmente pelos nós.

$$J = \frac{(\sum_{i=0}^N V_i)^2}{N \times \sum_{i=0}^N V_i^2}, \text{ onde } 1/N \leq J \leq 1. \quad (3)$$

Para simular o padrão IEEE 802.11g, foi implementado um módulo para o ns-2. A taxa física do meio usada é igual a taxa máxima do padrão, ou 54 Mbps. Além disso, o mecanismo RTS/CTS é sempre utilizado e o intervalo de confiança é de 95%. Neste trabalho, foi assumido um índice de agressividade ( $a$ ) igual a 3.

A camada física usa o modelo de propagação de perda de percurso com  $\beta = 3.9$  para simular um ambiente interno, ou externo com obstáculos [Cheung e Prettie, 2002]. O raio de recepção dos nós é de aproximadamente 12,5 m, igual à distância física entre dois nós adjacentes, no cenário simulado. Já o raio de detecção de portadora é de aproximadamente 75 m. Um meio ideal com taxa de erro de bit igual a zero foi usado.

#### 4.1. Experimentos com tráfego CBR

A Figura 2(a) mostra o índice de justiça da topologia em cadeia com tráfego CBR/UDP. Aumentando o número de nós na cadeia, o RLF melhora a justiça na rede se comparado ao IEEE 802.11g. Isso ocorre, pois toda vez que um pacote originado em um nó distante é enviado, a transmissão desse pacote é priorizada se comparada à de um pacote originado em um nó mais próximo. Logo, os pacotes de vida longa são enviados mais rapidamente a cada salto, não gastando o mesmo tempo em fila que os pacotes de vida mais curta.

A perda da justiça ocorre com o aumento da cadeia porque a prioridade atribuída pelo RLF aos nós mais distantes resulta em uma alta probabilidade de colisão. Isso ocorre porque se diminuindo a janela de contenção, reduz-se também o tempo que uma estação aguarda para começar a sua transmissão. Conseqüentemente, o início de sua transmissão tem uma maior probabilidade de coincidir com o início da transmissão de outro nó. Esse efeito é observado na Figura 2(a), quando se aumenta o número de nós na cadeia. Para privilegiar os pacotes de vida longa, o tamanho da janela de contenção é reduzido. Por exemplo, começando com  $CW_{min} = 31$ ,  $CW_{novo}$  se torna igual a 3, assumindo uma rota de 9 saltos e um índice de agressividade igual a 3. Além da probabilidade de colisão, o reuso espacial pode agravar a injustiça. Por exemplo, no cenário simulado, quando existem mais de oito nós na cadeia, o último nó e o primeiro podem transmitir simultaneamente. Entretanto, quando o nó mais próximo do *gateway* transmite, ele impede que os nós da cadeia encaminhem seus próprios pacotes e os pacotes originados em nós mais distantes. Novamente, o nó mais próximo é beneficiado, diminuindo o índice de justiça ( $J$ ) da rede, como visto na Figura 2(a). Para corrigir esse problema, foram analisados diferentes tamanhos de janela de contenção mínima ( $CW_{min}$ ). Usando maiores valores de  $CW_{min}$ , privilegia-se os pacotes de vida longa de forma mais acentuada. Os pacotes enviados pelos nós mais distantes conseguem alcançar os nós que competem pelo meio com o nó mais próximo ao *gateway*, antes mesmo que o último comece a transmitir. Isso permite ainda que os nós intermediários possam enviar seus próprios pacotes e encaminhar os pacotes recebidos de outros nós, contornando o problema da justiça causada pelo reuso espacial. Além disso, aumentar  $CW_{min}$  reduz a probabilidade de colisões, pois os nós mais próximos ao *gateway* não ficam com a janela de contenção tão reduzida quanto ficavam quando  $CW_{min} = 31$ . A Figura 2(a) mostra que usar maiores tamanhos de  $CW_{min}$  melhora a justiça, superando os efeitos da probabilidade de colisão e do reuso espacial. Os resultados mostram que comparado ao IEEE 802.11g, o índice de justiça ( $J$ ) atingido pelo RLF passa de aproximadamente 0,3 para 0,95 usando  $CW_{min} = 255$  numa cadeia de 10 nós. Mesmo mantendo  $CW_{min} = 31$ , o mecanismo proposto atinge  $J=0,45$ , que também é melhor que o apresentado pelo IEEE 802.11g. A Figura 2(a) também mostra que dependendo do número de nós na cadeia e do tamanho do  $CW_{min}$ , o índice de justiça permanece próximo de 1. O compromisso do RLF é percebido na vazão agregada da rede, como visto na Figura 2(b). Note que o IEEE 802.11g atinge a maior vazão agregada. Entretanto, essa vazão agregada não reflete uma distribuição uniforme, pois dedica a maior

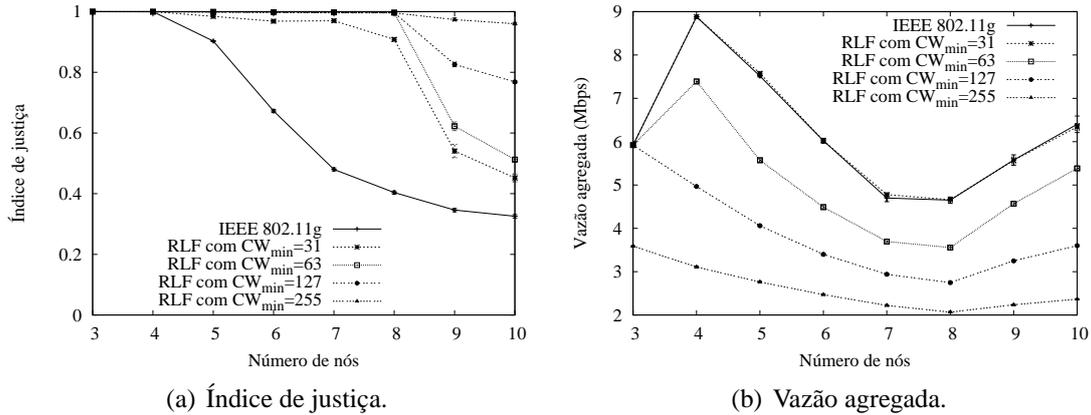


Figura 2. Fontes CBR/UDP.

parte dos recursos da rede ao nó mais próximo ao *gateway*. Essa afirmação é comprovada nas Figuras 3(a) e 3(b), que ilustram a distribuição da vazão da rede entre os nós em uma cadeia de 5 e 10 nós, respectivamente. Nas Figuras 3(a) e 3(b), o eixo X representa o posicionamento do nó na cadeia, onde 1 é o nó mais próximo ao *gateway*. Já o eixo Y representa a porcentagem da vazão agregada que o nó está consumindo. As figuras mostram que os nós mais distantes não têm as mesmas oportunidades de enviar seus pacotes usando o IEEE 802.11g, o que não é uma característica desejável.

A Figura 2(b) mostra que o aumento de  $CW_{min}$  reduz a vazão agregada da rede. Isso acontece porque maiores tamanhos de  $CW_{min}$  resultam em maiores intervalos de tempo ociosos, diminuindo a vazão máxima da rede. Usando  $CW_{min} = 31$ , a vazão máxima da rede só é alcançada para cadeias com mais de 4 nós. Portanto, a vazão continua crescendo até uma cadeia de 4 nós, quando a rede fica sobrecarregada. Depois de 8 nós, a vazão agregada da rede aumenta, porque começa a haver reuso espacial.

A Figura 4(a) mostra o índice de justiça para uma abordagem de melhor caso. Nessa abordagem, escolhe-se o tamanho de  $CW_{min}$  que oferece o melhor índice de justiça e máxima vazão agregada da rede, de acordo com o número de nós na cadeia, como visto na Figura 2(a). Na simulação, os melhores tamanhos de  $CW_{min}$  foram ajustados manualmente, porém uma abordagem adaptativa merece maior investigação futura. Os valores usados para o número de nós e  $CW_{min}$  correspondentes estão resumidos na Tabela 1. A Figura 4(a) mostra a vazão agregada alcançada na abordagem de melhor caso. É observado que o índice de justiça é aproximadamente igual a 1 independente do tamanho da cadeia e a vazão agregada da rede para cadeias com poucos nós é semelhante à alcançada pelo padrão IEEE 802.11g, caindo para cadeias mais longas.

Tabela 1. Parâmetros usados na análise do melhor caso.

# de nós na cadeia	$CW_{min}$
3 e 4	31
5 e 6	63
7 e 8	127
9 e 10	255

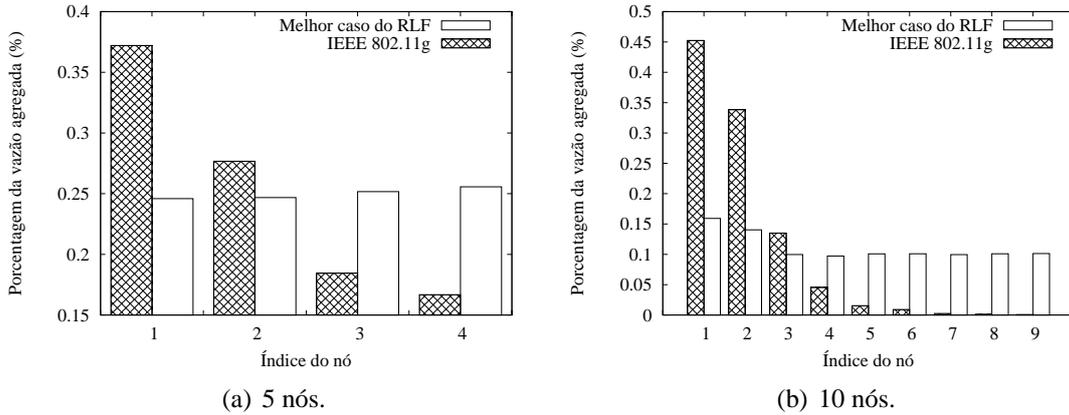


Figura 3. Distribuição de vazão entre os nós da cadeia usando fontes CBR/UDP.

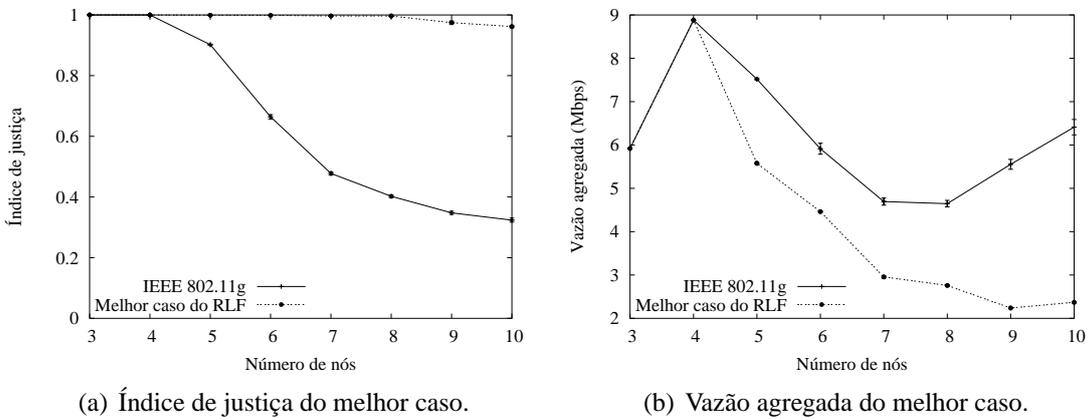


Figura 4. Fontes CBR/UDP.

#### 4.2. Experimentos com tráfego FTP

O protocolo TCP tenta utilizar a vazão máxima possível na rede. Além disso, o TCP possui um mecanismo de controle de congestionamento. Logo, as fontes FTP alteram a taxa de transmissão para otimizar o uso dos recursos de rede disponíveis, diferentemente das fontes CBR/UDP.

A Figura 5(a) mostra o índice de justiça das fontes FTP/TCP. De forma semelhante ao cenário com CBR/UDP, a justiça diminui conforme o número de nós da cadeia aumenta. Entretanto, um índice de justiça próximo a 1 é alcançado com  $CW_{min} = 63$ . Isso ocorre porque o TCP reage a colisões, ajustando o tamanho da sua janela de congestionamento. Como controla a taxa de envio de dados, o TCP atenua o efeito negativo na justiça causado pelas colisões. Considerando a cadeia de 10 nós, a Figura 5(a) mostra que o índice de justiça atingido pelo RLF vai de aproximadamente 0,6 para 1, melhor que o IEEE 802.11g. Utilizando o tamanho mínimo do padrão IEEE 802.11 para janela de contenção ( $CW_{min} = 31$ ), o índice de justiça passa de 0,6 para 0,8, ainda considerando a cadeia com 10 nós. A Figura 5(b) mostra a vazão agregada da rede alcançada usando fontes FTP. Mais uma vez, a vazão do IEEE 802.11g é maior que a vazão alcançada pelo RLF, independentemente do tamanho da janela de contenção mínima usada. Note que com tráfego TCP a vazão diminui com o número de nós na cadeia. Isso ocorre porque, o TCP regula a taxa de transmissão para que não haja congestionamentos e, consequen-

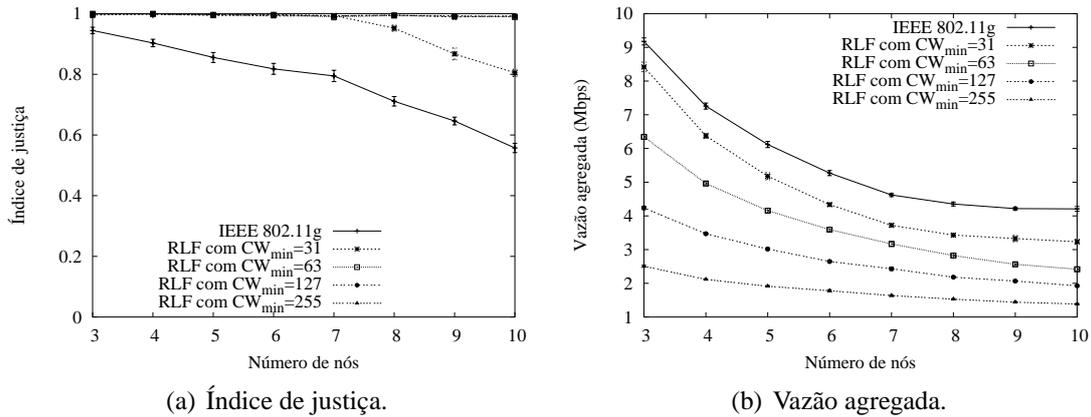


Figura 5. Fontes FTP/TCP.

temente, perdas de pacotes. Principalmente perto do *gateway* da rede, para onde todo o tráfego é direcionado, o mecanismo de controle de congestionamento do TCP é mais presente. O mecanismo regula a taxa de transmissão para evitar gargalos, permitindo que nós mais distantes consigam uma parcela maior da banda passante disponível.

As Figuras 6(a) e 6(b) mostram, respectivamente, o índice de justiça e a vazão agregada da rede alcançadas pela abordagem de melhor caso. Em ambas figuras a relação entre o número de nós na cadeia e o tamanho do  $CW_{min}$  mostrada na Tabela 1 é usada. De forma similar ao cenário com fontes CBR/UDP, o índice de justiça atingido permanece próximo a 1, não importando o número de nós na cadeia de encaminhamento.

As distribuições de vazão entre os nós da cadeia são mostradas nas Figuras 7(a) e 7(b) para 5 e 10 nós, respectivamente. Pode novamente ser comprovado que, apesar da vazão agregada ser maior no padrão IEEE 802.11g, os roteadores mais distantes não conseguem transmitir, o que prejudica os clientes da rede em malha distantes do *gateway*.

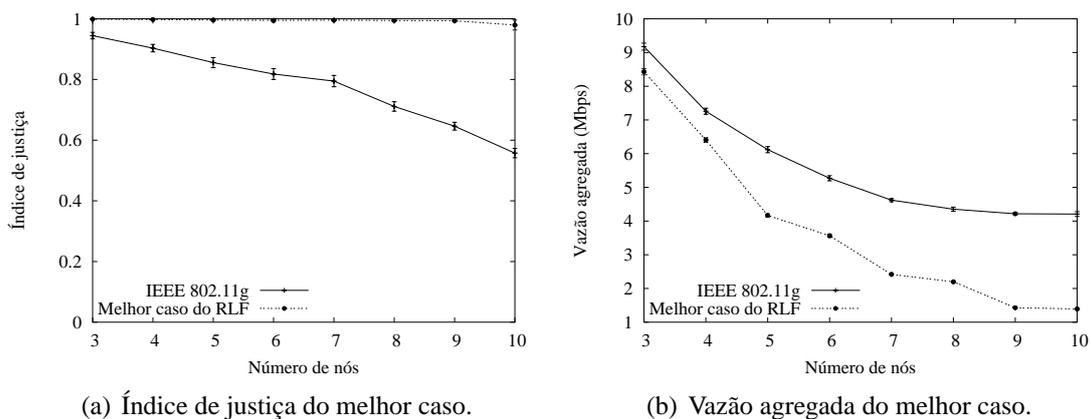


Figura 6. Fontes FTP/TCP.

### 5. Trabalhos Relacionados

Diferentes trabalhos tratam da justiça em redes sem fio de múltiplos saltos. Geralmente, as soluções propostas utilizam três tipos de abordagens: privilegiar alguns nós para evitar

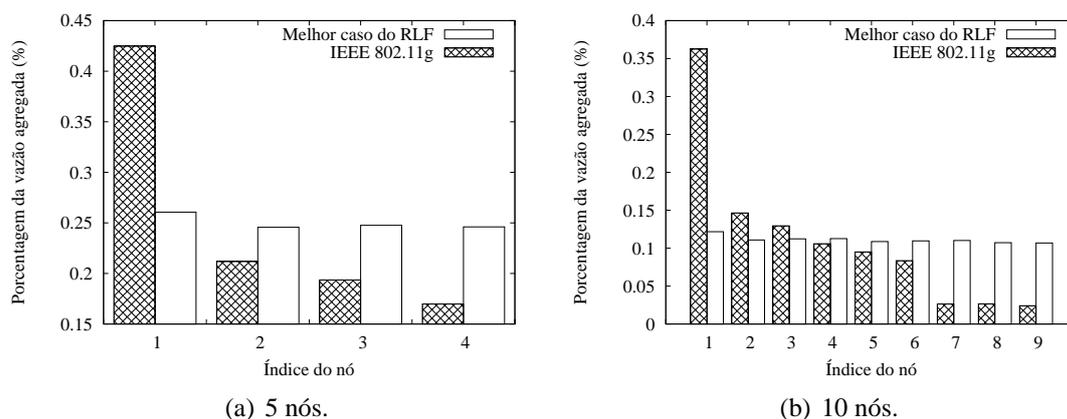


Figura 7. Distribuição de vazão entre os nós da cadeia usando fontes FTP/TCP.

gargalos na rede; reservar recursos da rede através dos múltiplos saltos; ou adotar diferentes estratégias de filas, principalmente no caso do protocolo TCP. A maioria desses trabalhos considera a presença de um *gateway* para a Internet nas redes sem fio em malha, de forma semelhante a este artigo.

Duffy *et al.* analisam o desempenho de aplicações com restrições de atraso em redes sem fio de múltiplos saltos [Duffy et al., 2006]. É proposto um modelo analítico para verificar o desempenho das comunicações em múltiplos saltos. Adicionalmente, os autores propõem um mecanismo para atribuir maior prioridade aos roteadores agregadores de tráfego, evitando gargalos. No mecanismo proposto por Duffy *et al.*, o IEEE 802.11e é usado, e a oportunidade de transmissão (*transmission opportunity - TXOP*) de cada nó é ajustada baseada na quantidade de tráfego encaminhado. Quanto maior o tráfego encaminhado, maior é a oportunidade de transmissão. Em Raguin *et al.*, para acelerar as transmissões dos pacotes de dados, os nós que estão encaminhando tráfego em uma cadeia agregam em um único pacote o reconhecimento positivo (*Acknowledgement - ACK*) e a requisição de transmissão (*Request To Send - RTS*) para o nó seguinte [Raguin et al., 2004]. Assim, um nó que esteja encaminhando um pacote reconhece positivamente um pacote recebido ao mesmo tempo em que reserva o meio, evitando contenção para o próximo salto. A transmissão do pacote ACK/RTS é feita por nós sobrecarregados também para evitar gargalos. Privilegiar alguns nós não garante aos pacotes originados em nós distantes do *gateway* uma maior prioridade. Assim, no mecanismo proposto neste artigo, o RLF atribui prioridade a pacotes, ao invés de nós.

Gambiroza *et al.* propõem o IFA (*Inter-transit access points Fairness Algorithm*) para aumentar a justiça em redes de múltiplos saltos [Gambiroza et al., 2004]. Com o IFA, cada nó calcula por enlace a quantidade de tempo que pode usar para efetuar suas transmissões, aumentando a justiça. O cálculo requer troca de informações de controle sobre a carga oferecida e a capacidade de cada enlace. Os nós enviam aos seus vizinhos a quantidade de recursos da rede que eles precisam para encaminhar o tráfego recebido. Após a troca de informações de controle, cada nó executa um algoritmo para calcular a máxima vazão permitida. Wang e Kar [Wang e Kar, 2006] propõem dois algoritmos para reduzir a injustiça em redes de múltiplos saltos. Os autores usam técnicas de otimização entre camadas para calcular a taxa ótima de transmissão na camada de transporte, de acordo com as condições detectadas no meio de transmissão. Eles consideram o ALOHA como

método de acesso ao meio. Dong *et al.* propõem os algoritmos MMFA (*Max-Min Fair Allocation*) e TBFA (*Time-Based Fair Allocation*) [Dong et al., 2006]. O primeiro divide a vazão da rede entre os nós transmissores, enquanto o segundo divide o tempo de transmissão. Em ambos os casos, os nós executam algoritmos adicionais e trocam informações de controle para relatar aos outros nós as suas condições atuais. Essas informações dizem respeito à vazão, no MMFA, e ao tempo de transmissão, no TBFA. Uma característica em comum das propostas de Gambiroza *et al.*, Wang e Kar, e Dong *et al.* é que elas precisam de troca de mensagens de controle para cálculo da vazão máxima permitida. O mecanismo proposto, por outro lado, não efetua trocas periódicas de informações de controle, evitando sobrecarga, e não efetua cálculo de vazão máxima permitida, evitando algoritmos adicionais. Em contrapartida, o RLF necessita conhecer o número de nós da rota utilizada pelos pacotes.

O padrão IEEE 802.11 originalmente usa o algoritmo FIFO/*Droptail* para gerenciar as filas de transmissão da camada MAC. Contudo, esse algoritmo mostrou-se ineficiente para o protocolo TCP, porque provoca grandes variações em sua janela de congestionamento, e para transmissões em múltiplos saltos. Então, alguns trabalhos investigam diferentes algoritmos de escalonamento de filas para melhorar o desempenho do protocolo TCP em redes de múltiplos saltos. Fu *et al.* [Fu et al., 2005] usa o LinkRED (*Link Random Early Detection*) para manter a janela de congestionamento do TCP perto do valor ótimo, mesmo que haja congestionamento ou falhas de transmissões. Em transmissões em múltiplos saltos, usar uma fila FIFO/*Droptail* pode exaurir os recursos de nós afastados de mais de um salto do *gateway*. Então, Jun e Sichitiu [Jun e Sichitiu, 2003] mostram que dividir o tráfego encaminhado e o originado pelo próprio nó em múltiplas filas e aplicar diferentes algoritmos de escalonamento, evita a exaustão de recursos. Eles advogam que apesar do custo, implementar uma fila por nó fonte é uma solução viável. Ferrero e Urvoy-Keller propõem o uso do LAS (*Least Attained Service*) [Ferrero e Urvoy-Keller, 2006] para aprimorar o desempenho do TCP. Uma prioridade é atribuída para cada fluxo de dados de acordo com o número de vezes que o fluxo foi servido até então. O fluxo cujos pacotes foram menos encaminhados aumenta de prioridade. Logo, sempre que a fila está cheia e um pacote de um fluxo prioritário é recebido, um pacote de um fluxo menos prioritário é descartado para dar lugar ao pacote recém chegado. O RLF usa uma fila por comprimento de rota ao invés de uma fila por fluxo, aumentando a escalabilidade da proposta. É garantido, por outro lado, que a prioridade atribuída é respeitada, pois os pacotes são enfileirados com outros de mesma prioridade.

Trabalhos que utilizam técnicas de otimização entre camadas vêm sendo exaustivamente analisados em redes sem fio em malha [Srivastava e Motani, 2005]. Essas técnicas de otimização focam principalmente entre as camadas de roteamento, MAC e física [Raniwala e Chiueh, 2005, Kyasanur e Vaidya, 2006, Gossain et al., 2005, Das et al., 2006]. Neste trabalho, a camada MAC utiliza informações provenientes da camada de roteamento.

## 6. Conclusão

Nas redes em malha sem fio, a infra-estrutura estacionária e a presença de *gateways* resultam em falta de justiça nas comunicações sem fio por múltiplos saltos. Os nós mais distantes do *gateway* tendem a ter uma menor porção da vazão agregada da rede se comparados aos nós mais próximos. Para aumentar a justiça em vazão em tais redes, este

trabalho propôs o mecanismo RLF (*Route Length based Fairness*), que atribui prioridade na camada MAC de acordo com o comprimento da rota dos pacotes gerados e encaminhados. O RLF privilegia pacotes de vida longa, que são os pacotes originados em nós distantes do *gateway*, no acesso ao meio. O comprimento da rota é obtido pela camada MAC do cabeçalho do pacote de dados, através de técnicas de otimização entre camadas.

Os resultados de simulação mostraram que o RLF melhora a justiça da rede, mas possui um compromisso entre justiça e vazão agregada. Aumentar a justiça da rede implica em diminuir a vazão agregada. Apesar do IEEE 802.11g proporcionar uma vazão agregada superior, os nós mais distantes, ou não conseguem transmitir seus pacotes ou a banda passante disponível é muito baixa. Essa característica é indesejável visto que idealmente os clientes conectados a uma rede em malha deveriam obter o mesmo desempenho da rede. Os resultados obtidos neste trabalho mostram que o RLF pode alcançar um índice de justiça superior ao do IEEE 802.11g quando há transmissões de tráfego CBR/UDP. Quando a aplicação é FTP/TCP, a justiça também aumenta consideravelmente. Em ambas as aplicações, a justiça se mantém próxima de 1, tornando a rede justa.

Futuramente, planeja-se investigar um mecanismo adaptativo e autônomo que ajuste o tamanho mínimo da janela de contenção conforme as condições da rede. Além disso, planeja-se estender os cenários de simulação para incluir diferentes topologias, diferentes taxas de transmissão, número de nós e índices de agressividade.

## Referências

- Aguayo, D., Bicket, J. e Morris, R. (2005). SrcRR: A high throughput routing protocol for 802.11 mesh networks (DRAFT). Relatório técnico, MIT.
- Akyildiz, I. F. e Wang, X. (2005). A survey on wireless mesh networks. *IEEE Communications Magazine*, 43(9):S23–S30.
- Campista, M. E. M., Moraes, I. M., Esposito, P. M., Amodei Jr., A., Cunha, D. O., Costa, L. H. M. K. e Duarte, O. C. M. B. (2007). The ad hoc return channel: A low-cost solution for Brazilian interactive digital TV. *IEEE Communications Magazine*, 45(1).
- Cheung, D. e Prettie, C. (2002). A path loss comparison between the 5 GHz UNII band (802.11a) and the 2.4 GHz ISM band (802.11b). Relatório técnico, Intel Labs.
- Das, S. M., Pucha, H. e Hu, Y. C. (2005). Symmetrical fairness in infrastructure access in multi-hop wireless networks. Em *IEEE International Conference on Distributed Computing Systems (ICDCS)*, p. 461–470.
- Das, S. M., Pucha, H., Koutsonikolas, D., Hu, Y. C. e Peroulis, D. (2006). Dmesh: Incorporating practical directional antennas in multi-channel wireless mesh networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 24(11):2028–2039.
- Dong, Q., Banerjee, S. e Liu, B. (2006). Throughput optimization and fair bandwidth allocation in multi-hop wireless LANs. Em *IEEE Conference on Computer Communications (INFOCOM)*.
- Draves, R., Padhye, J. e Zill, B. (2004a). Comparison of routing metrics for static multi-hop wireless networks. Em *ACM SIGCOMM*, p. 133–144.

- Draves, R., Padhye, J. e Zill, B. (2004b). Routing in multi-radio, multi-hop wireless mesh networks. Em *ACM International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom)*, p. 114–128.
- Duffy, K., Leith, D., Li, T. e Malone, D. (2006). Improving fairness in multi-hop mesh networks using 802.11e. Em *International Symposium on Modeling and Optimization in Mobile, Ad Hoc and Wireless Networks*, p. 1–8.
- Ferrero, D. e Urvoy-Keller, G. (2006). A size-based scheduling approach to improve fairness over 802.11 wireless networks. Em *ACM SIGCOMM*.
- Fu, Z., Luo, H., Zerfos, P., Lu, S., Zhang, L. e Gerla, M. (2005). The impact of multihop wireless channel on TCP performance. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 4(2):209–221.
- Gambiroza, V., Sadeghi, B. e Knightly, E. W. (2004). End-to-end performance and fairness in multihop wireless backhaul networks. Em *ACM International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom)*, p. 287–301.
- Gossain, H., Joshi, T., Cordeiro, C. e Agrawal, D. P. (2005). A cross-layer approach for designing directional routing protocol in MANETs. Em *IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC)*, p. 1976–1981.
- IEEE (2002). 802.11e draft 3.1: Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications - medium access control (MAC) enhancements for quality of service (QoS). Draft.
- Jun, J. e Sichitiu, M. L. (2003). Fairness and QoS in multihop wireless networks. Em *IEEE Vehicular Technology Conference (VTC-Fall)*, p. 2936–2940.
- Korkmaz, G., Ekici, E. e Örgüner, F. (2006). A cross-layer multihop data delivery protocol with fairness guarantees for vehicular networks. *IEEE/ACM Transactions on Vehicular Technology*, 55(3):865–875.
- Kyasanur, P. e Vaidya, N. H. (2006). Routing and link-layer protocols for multi-channel multi-interface ad hoc wireless networks. *SIGMOBILE Mobile Computing and Communications Review*, 10(1):31–43.
- Raguin, D., Kubisch, M., Karl, H. e Wolisz, A. (2004). Queue-driven cut-through medium access in wireless ad hoc networks. Em *IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC)*, p. 1909–1914.
- Raisinghani, V. T. e Iyer, S. (2006). Cross-layer feedback architecture for mobile device protocol stacks. *IEEE Communications Magazine*, 44(1):85–92.
- Raniwala, A. e Chiueh, T.-C. (2005). Architecture and algorithms for an IEEE 802.11-based multi-channel wireless mesh network. Em *IEEE Conference on Computer Communications (INFOCOM)*, p. 2223–2234.
- Srivastava, V. e Motani, M. (2005). Cross-layer design: A survey and the road ahead. *IEEE Communications Magazine*, 43(12):112–119.
- Wang, X. e Kar, K. (2006). Cross-layer rate optimization for proportional fairness in multihop wireless networks with random access. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 24(8):1548–1559.