



20 e 21 de outubro  
Instituto Nacional de Pesquisas Espaciais - INPE  
São José dos Campos - SP

## **Análise de Desempenho de Redes Sem Fio em Malha**

**Cecília de A. Castro Cesar<sup>1</sup>, Solon Carvalho<sup>1</sup>**

<sup>1</sup>Programa de Doutorado em Computação Aplicada – CAP, INPE

cecilia@ita.br, solon@inpe.br

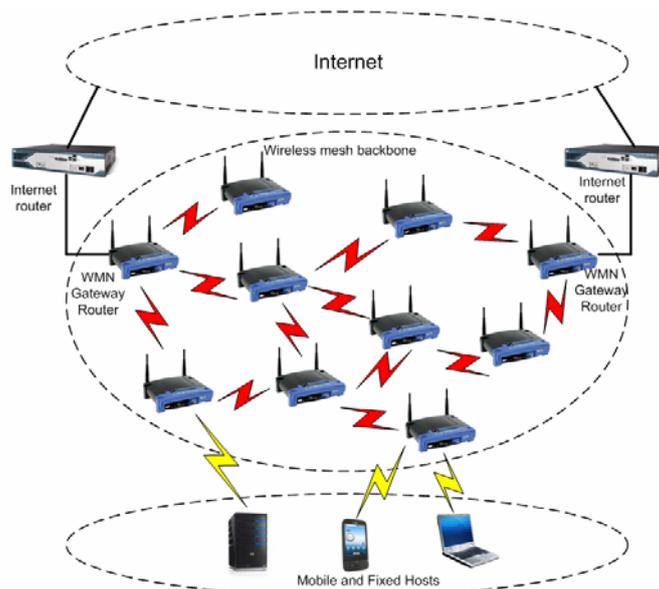
**Abstract.** *Wireless Mesh Network (WMN) is a robust and broad coverage solution that can potentially increase the network capacity, but networks can be damaged by the excessive number of hops between source and destination. This paper presents an analytical model using queuing theory to evaluate the performance of this type of network. It presents also a criterion of fairness to cooperate with the nodes further away from the main gateway.*

**Resumo.** *Rede de Computadores sem fio em malha (Wireless Mesh Network - WMN) é uma solução robusta e de ampla cobertura que potencialmente pode aumentar a capacidade das redes, mas, por outro lado, as redes podem ser prejudicadas pelo excessivo número de saltos entre a origem e o destino. Neste trabalho apresenta-se um modelo analítico usando teoria de filas para avaliar o desempenho deste tipo de rede. Apresenta-se, também, um critério de equidade para favorecer os nós mais distantes do gateway principal.*

**Palavras-chave:** *Redes de Computadores, Redes sem Fio, Análise de desempenho*

### **1. Introdução**

Redes em Malha sem Fio (Wireless Mesh Network - WMN) tem a característica que cada nó pode estar conectado a outros nós e atuar como hospedeiro ou roteador para seus vizinhos encaminhando pacotes para outros nós que não estão no alcance direto de seu destino [Zhang,2006]. Esta característica traz aumento da banda disponível, escalabilidade e robustez, uma vez que quando um nó deixa de estar disponível, outros nós podem fazer o encaminhamento. A Figura 1 ilustra um backbone em malha com roteadores de duas antenas ligados aos clientes.



**Fig 1 – Exemplo de uma Rede em Malha sem Fio**

Os protocolos recentemente desenvolvidos IEEE 802.11s e 802.16 incluem especificações para construir a malha, admitindo novos clientes a qualquer momento e especificações para permitir a comunicação centralizada ou descentralizada, [IEEE Standard, 2004]. Enquanto alguns trabalhos modelaram as redes 802.11s e outros as redes 802.16, alguns esforços foram feitos para obter modelos gerais em redes de múltiplos saltos. Nota-se que o problema comum a estes padrões e apontado pelos modelos é que a topologia tem grande impacto no desempenho, pois uma rede com uma densidade muito grande, ou mesmo de pequena densidade, mas contendo nós muito distantes do gateway principal, pode fazer com que os fluxos vindos destes nós distantes tenham vazão e atraso insuficientes para certo tipo de serviço como tráfego multimídia.

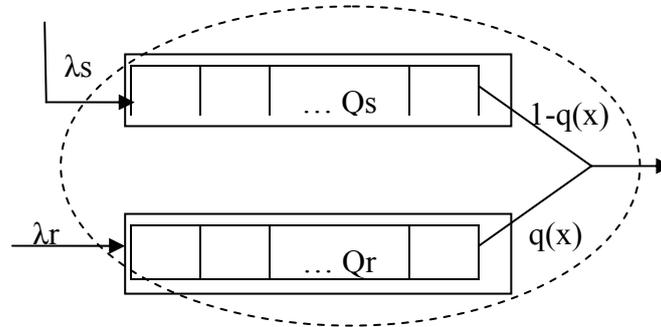
O modelo foco deste trabalho procura apoiar a decisão de projeto de uma rede em malha, oferecendo subsídios para limitar o tamanho da rede em termos do número de saltos ou em termos da densidade da rede.

## 2. Modelo da Rede em Malha

O modelo em questão aprimora o modelo de [Liu,2008] considerando que dentro de um nó podem existir duas filas do tipo M/M/1/K [Gross,1998]: uma fila,  $Q_s$ , contendo os dados gerados no próprio nó, e a outra fila,  $Q_r$ , com os dados encaminhados pelo nó advindos de seus vizinhos que estão a um salto a mais de distância do gateway. Ao contrário de [Liu,2008] considera-se que ambas as filas podem estar vazias ou estar bloqueadas e ambas tem processo de entrada Poisson, com taxas  $\lambda_s$  e  $\lambda_r$  respectivamente.

Considera-se uma rede estática com  $N$  nós em malha e um gateway que serve como escoadouro da rede. Não considerando um protocolo específico como estratégia de controle de acesso ao meio (MAC), assume-se que há uma probabilidade  $p(x)$  de um nó, a  $x$  saltos de distância do gateway, ganhar o acesso ao meio. Quando o nó tem a oportunidade de transmitir, havendo duas filas para sua escolha, há a probabilidade  $q(x)$  da fila de encaminhamento  $Q_r$  ser a escolhida e probabilidade  $1-q(x)$  de a fila local  $Q_s$

ser a escolhida para transmitir seu pacote, como ilustrado na Figura 2. Esta figura é adaptada de [Liu,2008] acrescentando-se a taxa de entrada  $\lambda_s$  e as probabilidades  $q(x)$  e  $1-q(x)$ .

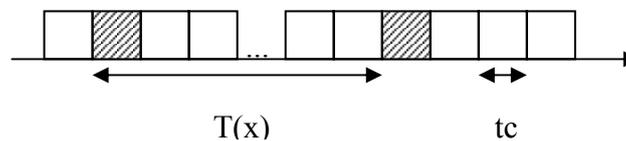


**Fig 2 – Nó da rede em malha utilizando duas filas**

Seja  $N(x)$  o número esperado de nós mesh a  $x$  saltos do gateway e  $Nr(x)$  o número esperado de nós a  $(x+1)$  saltos para os quais os nós a  $x$  saltos encaminharão pacotes:

$$Nr(x) = N(x+1) / N(x)$$

$\mu(x)$  é a taxa de serviço dos pacotes no nó  $x$ , considera-se que o tempo de serviço é o tempo entre uma transmissão e outra, ou seja, o tempo necessário para obter novo acesso ao canal. O tempo entre uma transmissão e outra depende de  $p(x)$  e da duração das fatias de tempo (slot) que são disputadas no quadro, considerando um sistema baseado na multiplexação TDMA (Time-Division Multiple-Access). A Figura 3 ilustra o tempo entre duas transmissões  $T(x)$ , e a duração de uma fatia de tempo,  $tc$ .



**Fig 3 – Tempo entre duas transmissões sucessivas –  $T(x)$**   
**Fonte: [Liu, 2008]**

A probabilidade do nó não conseguir transmitir até atingir  $m$  fatias de tempo, equivale a uma probabilidade binomial de ter zero sucessos em  $m$  tentativas.

$$P(X=0) = \frac{m!}{0!(m-0)!} p(x)^0 \cdot (1-p(x))^m$$

ou seja,

$$P(T(x) > m \cdot tc) = (1-p(x))^m$$

A probabilidade binomial pode ser aproximada por probabilidade de Poisson quando o número de tentativas  $m$  é grande e a probabilidade de sucesso  $p(x)$  é pequena. Neste caso, a probabilidade Poisson é  $(T(x) > m \cdot tc) = 1 - P(T(x) \leq m \cdot tc) = e^{-\mu(x) \cdot m \cdot tc}$

Aproximando uma binomial por Poisson, igualamos:  $(1-p(x))^m \approx e^{-\mu(x) \cdot m \cdot tc}$

de onde se extrai  $\mu(x)$ :  $\mu(x) = -\ln(1-p(x))/tc$

e ainda se  $p(x)$  for pequeno, pode-se aproximar  $-\ln(1-p(x)) \sim p(x)$  e assim

$$\mu(x) = p(x)/tc \quad (1)$$

Cada uma das filas vai contribuir para taxa de serviço do nó se for escolhida para transmitir, ou seja,

$$\mu r(x) = \mu(x) \cdot q(x) \quad \text{e} \quad (2)$$

$$\mu s(x) = \mu(x) \cdot (1 - q(x)) \quad (3)$$

Além de a fila ser escolhida para transmitir, ela não pode estar vazia. Assim, a taxa efetiva de saída de cada fila é:

$$\begin{aligned} \sigma s(x) &= \mu s(x) \cdot [1 - P_{s0}(x)] \quad \text{e} \\ \sigma r(x) &= \mu r(x) \cdot [1 - P_{r0}(x)] \end{aligned} \quad (4)$$

e a taxa de saída do nó  $x$  é a soma da taxa de saída de cada fila

$$\sigma(x) = \sigma s(x) + \sigma r(x) \quad (5)$$

Das fórmulas de fila M/M/1/k temos:

$$P_{s0}(x) = \begin{cases} \frac{1 - \rho_s(x)}{1 - \rho_s(x)^{k+1}} & \text{se } \rho_s(x) \neq 1 \\ \frac{1}{k+1} & \text{se } \rho_s(x) = 1 \end{cases} \quad (6)$$

As mesmas fórmulas valem para a fila Qr, no caso  $P_{r0}(x)$ .

As filas M/M/1/k podem ser bloqueadas quando estão cheias. As probabilidades de bloqueio são:

$$P_{bs}(x) = \begin{cases} \frac{[1 - \rho_s(x)] \rho_s(x)^{k+1}}{1 - \rho_s(x)^{k+1}} & \text{se } \rho_s(x) \neq 1 \\ \frac{1}{k+1} & \text{se } \rho_s(x) = 1 \end{cases} \quad (7)$$

As mesmas fórmulas valem para a fila Qr, no caso  $P_{br}(x)$

Nota-se que para calcular as probabilidades das filas estarem vazias,  $P_{s0}(x)$  e  $P_{r0}(x)$ , é preciso saber a intensidade de tráfego de cada fila.

$$\rho s(x) = \lambda s(x) / \mu s(x) \quad \text{e} \quad \rho r(x) = \lambda r(x) / \mu r(x) \quad (8)$$

Inicialmente vamos supor que  $\lambda s(x)$  é conhecido e igual para todos os nós, ou seja,  $\lambda s(x) = \lambda s$ .

Para obter  $\lambda r(x)$  utiliza-se a lei de conservação de fluxo: o que sai do nó  $x+1$  saltos deve ser igual ao que entra na fila de encaminhamento do nó  $x$  saltos, ou seja

$$N(x+1) \cdot \sigma(x+1) = N(x) \cdot \lambda r(x) \quad \text{ou} \quad \lambda r(x) = N r(x+1) \cdot \sigma(x+1) \quad (9)$$

Substituindo (5) e os parâmetros já conhecidos em (8), chega-se a uma relação recursiva onde  $\lambda r(x)$  é definido em termos de  $\lambda r(x+1)$ :

$$\begin{aligned} \lambda r(x) &= N r(x+1) \cdot [\sigma s(x+1) + \mu r(x) \cdot (1 - P_{r0}(x))] \\ \lambda r(x) &= N r(x+1) \cdot [\sigma s(x+1) + \mu r(x+1) \cdot (1 - (1 - \rho r(x+1)))] = \\ & \quad 1 - \rho r(x+1)^{k+1} \end{aligned} \quad (10)$$

$$Nr(x+1) \cdot [\sigma_s(x+1) + \mu_r(x+1) \cdot (1 - (1 - \lambda_r(x+1) / \mu_r(x+1)))] \\ 1 - (\lambda_r(x+1) / \mu_r(x+1))^{k+1}$$

Nos nós mais afastados do gateway, a H saltos de distância, não há fila de encaminhamento, então  $\lambda_r(H) = 0$  e  $P_{r0}(x) = 1$ .

Então  $\lambda_r(H-1) = Nr(H) \cdot [\sigma_s(H)]$ .

Com este  $\lambda_r(H-1)$  se calcula  $P_{r0}(H-1)$ , e também o próximo termo  $\lambda_r(H-2)$ . Assim sucessivamente até  $\lambda_r(2)$ ,  $\lambda_r(1)$ .

### CÁLCULO DA VAZÃO

Para calcular a vazão é preciso conhecer a probabilidade de bloqueio na fila de origem do fluxo,  $Q_s$ , e as probabilidades de bloqueio nas filas de encaminhamento  $Q_r$  em cada nó intermediário. Define-se a vazão  $V(x)$  como o número médio de pacotes entregue com sucesso ao destino por unidade de tempo.

$$V(x) = \begin{cases} \sigma_s(x)[1 - P_{bs}(x)], & \text{se } x = 1 \\ \sigma_s(x)[1 - P_{bs}(x)] \prod_{i=1}^{x-1} [1 - P_{br}(i)], & \text{se } x = 2..H \end{cases} \quad (11)$$

Define-se vazão agregada como a soma da vazão de todos os nós.

$$Vagg = \sum_{x=1}^H [N(x) \cdot V(x)] \quad (12)$$

A vazão média por nó é dada por  $Vmed = Vagg/N$ .

### CÁLCULO DO ATRASO

Para calcular o atraso fim-a-fim, é preciso conhecer o atraso em cada fila. Para isto é preciso conhecer o tamanho da fila na estabilidade. O número esperado de pacotes em cada fila é dado pelas fórmulas da fila M/M/1/K:

$$Lr(x) = \begin{cases} \frac{\rho_r(x)}{1 - \rho_r(x)} - \frac{\rho_r(x)[k \cdot \rho_r(x)^k + 1]}{1 - \rho_r(x)^{k+1}} & \text{se } \rho_r(x) \neq 1 \\ \frac{K \cdot (K - 1)}{2 \cdot (K + 1)} & \text{se } \rho_r(x) = 1 \end{cases} \quad (13)$$

idem para a fila  $Q_s$ . O atraso na fila  $Q_r$  é dado por

$$W_{rq}(x) = \frac{Lr(x)}{\lambda_r(x) \cdot [1 - P_{br}(x)]}$$

E o atraso total associado a fila  $Q_r$  do nó  $x$  é o atraso na fila  $Q_r$  mais o atraso do tempo de serviço associado:

$$W_r(x) = \frac{1}{\mu_r(x)} + W_{rq} \quad (14)$$

Sendo que  $W_r(H) = 0$ . O atraso na fila  $Q_s$  é similar.

Assim o atraso fim-a-fim é a soma do atraso na primeira fila Qs mais os atrasos nas filas intermediárias Qr mais o atraso do tempo de transmissão. Considera-se que um pacote será transmitido em uma fatia de tempo tc e este é o tempo de transmissão considerado. Esta soma está ilustrada na figura 4.

$$A(x) = \begin{cases} W_s(x) + x.tc + \sum_{i=1}^{x-1} W_r(i) & \text{se } x = 2..H \\ W_s(x) + tc & \text{se } x = 1 \end{cases}$$

E o atraso médio:

$$A_{med} = \frac{\sum_{x=1}^H [N(x).V(x)A(x)]}{\sum_{x=1}^H [N(x).V(x)]}$$

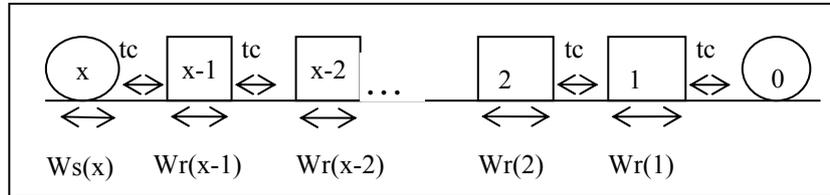


Fig 4 – Atraso fim-a-fim do nó x ao gateway (nó zero)

### 3. Equidade

Em algumas execuções do modelo desenvolvido, variando as probabilidades p(x) e q(x) e  $\lambda_s$  verificou-se que os nós mais distantes do gateway são extremamente prejudicados. É necessário aplicar um critério de equidade para favorecer os nós distantes. O critério adotado, o mesmo de [Liu,2008], é dar a mesma banda ao nó x que é dada a cada nó para o qual x é encaminhador.

Chama-se R(x) a soma de todos os nós para os quais x serve.

Se x=H, R(x)=0, pois o último nó não encaminha para ninguém.

Se x=H-1, ele serve os nós a H saltos, ou seja  $R(x)=Nr(H-1)$ .

Se x=H-2, ele serve os nós a H-1 saltos diretamente e também os nós ligados aos nós H-1, ou seja,

$$R(x) = Nr(H-2) + Nr(H-2).Nr(H-1)$$

Aplicando este raciocínio sucessivamente chega-se a

$$R(x) = \sum_{i=x}^{H-1} \prod_{j=x}^i N_r(j) \quad (17)$$

Sabendo o conjunto dos nós que é servido pelo nó x, o critério de equidade aqui definido afirmar que a taxa de saída da fila Qr é proporcional a taxa de saída da fila Qs, vezes o número de nós que são servidos.

$$\sigma_r(x) = \sigma_s(x) \cdot R(x) \quad (18)$$

Substituindo equações (4), (2) e (3) em (18) chega-se a

$$q(x) \cdot [1 - P_{r0}(x)] = (1 - q(x)) \cdot [1 - P_{s0}(x)] \cdot R(x)$$

No cálculo de  $P_{r0}(x)$  e  $P_{s0}(x)$  considera-se que o índice de tráfego  $\rho$  correspondente é menor que um para garantir o equilíbrio da fila. Também considera-se  $K$  suficientemente grande para valer a aproximação

$$P_{s0}(x) = \frac{1 - \rho_S(x)}{1 - \rho_S(x)^{k+1}} = 1 - \rho_S(x)$$

então, substituindo esta aproximação na equação acima chega-se a seguinte relação

$$\lambda_r(x) = \lambda_s(x) \cdot R(x) \quad (19)$$

Para haver equidade é preciso haver esta proporcionalidade entre as taxas das duas filas no nó.

No estudo realizado na seção anterior, verificou-se que a vazão e o atraso estão expressos em função das probabilidades  $p(x)$  e  $q(x)$ . A probabilidade  $p(x)$ , embora na prática esteja vinculada a um controle de acesso ao meio específico, neste modelo abstrato é analisada para verificar sua influência na melhoria da vazão e da equidade. A probabilidade  $q(x)$  depende da política adotada para escolha da fila e também pode ser investigada na busca de um valor que auxilie a equidade na rede.

A suposição das filas em bloqueio é o ponto de partida. Começamos com a fila Qs.

$$\rho_S(x) < 1 \Rightarrow \frac{\lambda_S(x)}{\mu_S(x)} < 1 \Rightarrow \frac{\lambda_S(x)}{\mu(x)(1 - q(x))} < 1 \Rightarrow$$

$$\frac{\lambda_S(x) \cdot tc}{p(x) \cdot (1 - q(x))} < 1 \Rightarrow 1 - \frac{\lambda_S(x) \cdot tc}{p(x)} > q(x) \quad (20)$$

Encontramos um limite superior para  $q(x)$ . Também a fila Qr é considerada em equilíbrio.

$$\rho_r(x) < 1 \Rightarrow \frac{\lambda_r(x)}{\mu_r(x)} < 1 \Rightarrow \frac{\lambda_r(x)}{\mu(x) \cdot q(x)} < 1 \Rightarrow \frac{\lambda_r(x) \cdot tc}{p(x)} < q(x)$$

Que representa um limite inferior para  $q(x)$ . Substituindo  $\lambda_r(x)$  pela equação (19), ou seja,  $\lambda_r(x) = \lambda_s(x) \cdot R(x)$ , então o limite inferior para  $q(x)$  em termos de  $\lambda_s$  é

$$\frac{\lambda_S(x) \cdot tc \cdot R(x)}{p(x)} < q(x) \quad (21)$$

Se igualarmos os limites, inferior e superior, equação (20) e (21) extrairemos  $p(x)$ :

$$1 - \frac{\lambda_S(x) \cdot tc}{p(x)} = \frac{\lambda_S(x) \cdot tc \cdot R(x)}{p(x)} \Rightarrow p(x) = \lambda_S(x) \cdot tc \cdot (1 + R(x)) \quad (22)$$

Nota-se que a probabilidade  $p(x)$  justa é diretamente proporcional a taxa de chegada da fila Qs do nó e sua localização na topologia da rede.

Como não se está considerando o re-uso espacial, e apenas um nó por vez da rede vai ganhar acesso ao meio, a soma das probabilidades dos nós deve ser igual a 1.

$$\sum_{x=1}^H N(x) \cdot p(x) = 1 \quad (23)$$

Substituindo (22) em (23) e sabendo que  $\lambda_s(x) = \lambda_s$

$$\sum_{x=1}^H N(x) \cdot \lambda_s \cdot tc \cdot (1 + R(x)) = 1$$

Daqui se extrai o valor de  $\lambda_s$  que assumimos igual para todos os nós:

$$\lambda_s = \frac{1}{\sum_{x=1}^H N(x) \cdot tc \cdot (1 + R(x))} \quad (24)$$

Voltando este  $\lambda_s$  em (22) calcula-se as probabilidades  $p(x)$  de cada nó, agora não mais igual para todos os nós, mas uma fração justa. Assume-se para  $q(x)$  o limite superior da equação (20).

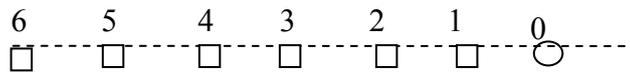
#### 4. Análise de Resultados

Foi desenvolvido um programa em linguagem C para um PC em ambiente Linux implementando o modelo. Foram criados dois cenários para avaliação dos resultados. O primeiro cenário assume uma topologia em cadeia onde cada nó tem apenas 2 vizinhos. E o segundo cenário assume a topologia em grade onde um nó no interior da grade tem 4 vizinhos. Nestes cenários quatro tipos de testes foram encaminhados:

- 1) Aplicação de  $\lambda_s$  da equação (24),  $p(x)$  da equação (22) e  $q(x)$  da equação (21), teste denominado *fair* nos gráficos.
- 2) Aplicação de  $\lambda_s$  da equação (24),  $p(1)=p(2)...p(H)=1/(N-1)$  e  $q(x) = 0.1$ , teste denominado q01 nos gráficos;
- 3) Aplicação de  $\lambda_s$  da equação (24),  $p(1)=p(2)...p(H)=1/(N-1)$  e  $q(x) = 0.7$ , teste denominado q07 nos gráficos;
- 4) Aplicação de  $\lambda_s$  da equação (24),  $p(1)=p(2)...p(H)=1/(N-1)$  e  $q(x) = 0.9$ , teste denominado q09 nos gráficos;

##### A - Topologia em Cadeia

A topologia com os nós em linha, ilustrada na Figura 5 foi testada considerando a distância máxima  $H = 6$  saltos do gateway que é o nó de rótulo zero.

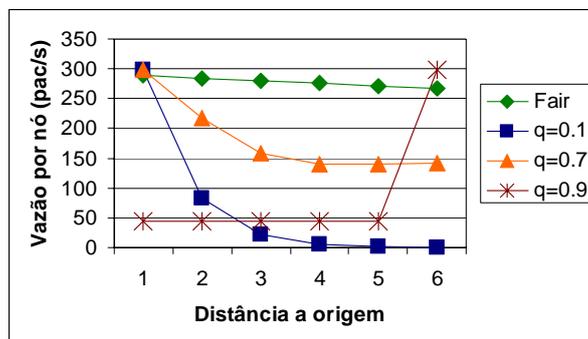


**Fig 5 – Topologia em cadeia**

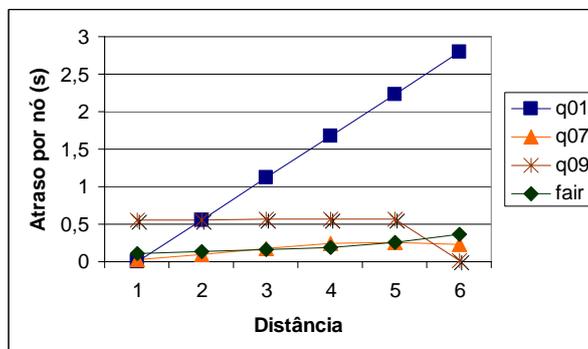
Nesta topologia  $N(x)=1$ , para qualquer  $x$ . O gráfico da Figura 6 indica grande ganho na vazão de cada nó com a abordagem justa. Nota-se que para o nó mais próximo do gateway, o nó 1, a vazão só se altera com probabilidade  $q(x)$  muito alta da escolha da fila  $Q_r$ , caso em que o nó 1 não consegue encaminhar seus próprios pacotes, mas dá muita preferência aos pacotes que encaminha. Na política justa, a medida que se aproxima do gateway, a probabilidade  $q(x)$  vai aumentando, quer dizer, quanto mais ativo o nó, mais pacotes da fila de encaminhamento são escolhidos, num equilíbrio que favorece a vazão de todos os nós em relação aos outros casos.

A Figura 7 ilustra a variação do atraso. Não houve intenção explícita no modelo de melhoria do tempo, pois o critério de equidade refere-se à vazão, mas nota-se da figura que o modelo justo equipara-se ao caso de probabilidade  $q[x]=0.7$ .

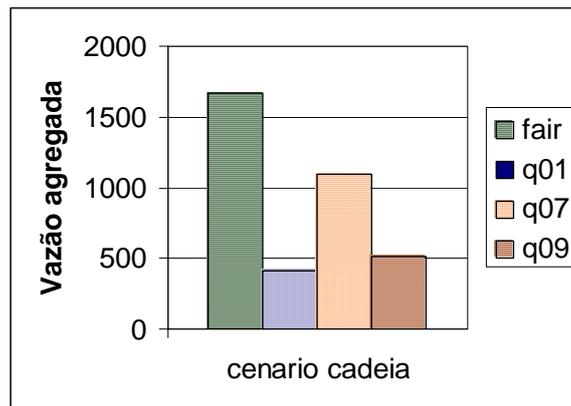
A Figura 8 ilustra a soma da vazão média em cada nó da rede comparando os quatro tipos de teste. Esta figura enfatiza que a busca da equidade na rede causou um ganho de vazão da ordem de 60% na rede como um todo, comparando com o segundo melhor caso, q07.



**Figura 6 – Vazão média por nó a diferentes distâncias do gateway para topologia em cadeia**



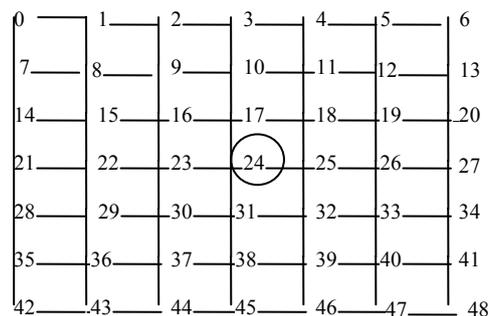
**Figura 7 – Média do atraso fim-a-fim de um pacote em nós a diferentes distâncias do gateway para topologia em cadeia**



**Figura 8 – Soma da vazão em todos os nós da rede na topologia em cadeia**

### B - Topologia em Grade

A topologia em grade ilustrada na Figura 9 considera a distância máxima  $H = 6$  saltos do gateway que é o nó de rótulo 24. Embora a distância máxima seja a mesma do teste feito na topologia em cadeia, neste caso a densidade é maior, ou seja, há mais nós à mesma distância e mais nós com a missão do encaminhamento e, portanto mais competição o que fez a vazão obtida ser bem menor.



**Figura 9 – Topologia em grade**

Nesta topologia  $N(x)$  varia e também  $Nr(x)$ . O gráfico da Figura 10 também indica ganho na vazão de cada nó com a abordagem justa. Nota-se que para os nós mais próximos do gateway à distância um, que são os nós 17,23,25 e 31 não há muita diferença entre os casos de teste. Com a aplicação da equidade, a medida que se afasta do gateway as probabilidades  $p(x)$  e  $q(x)$  vão diminuindo numa proporção que favorece a vazão individual dos nós.

Na Figura 11, similar ao teste da topologia em cadeia, nota-se que quanto ao atraso o modelo justo equipara-se ao caso de probabilidade  $q[x]=0.7$ .

Por fim na Figura 12 temos a soma da vazão em todos os nós que é muito superior quando se aplica o critério de equidade.

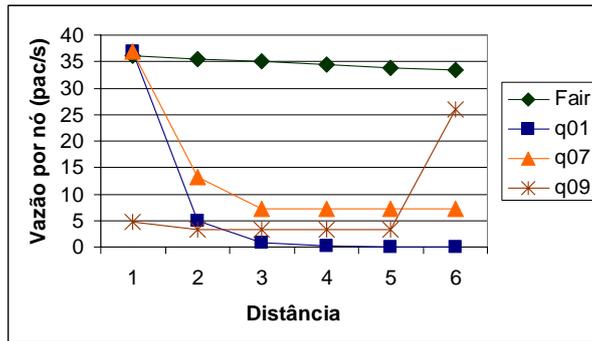


Figura 10 – Vazão média por nó a diferentes distâncias do gateway para topologia em grade

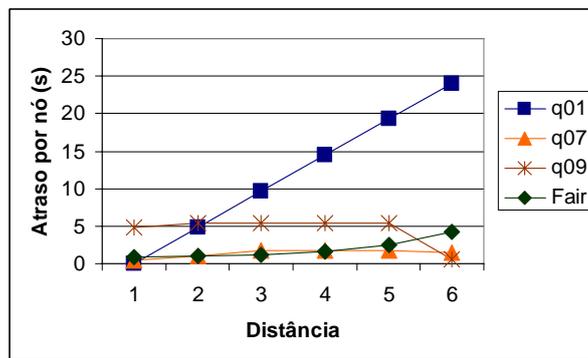


Figura 11 – Atraso por nó a diferentes distâncias do gateway para topologia em grade

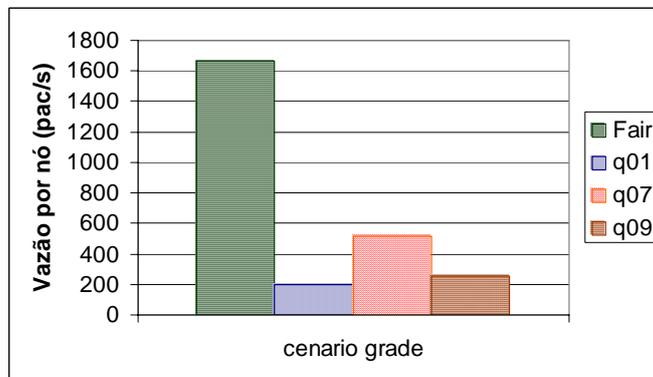


Figura 12 – Soma da vazão em todos os nós da rede na topologia em cadeia

## 5. Conclusão

Desenvolveu-se neste trabalho um modelo analítico com duas filas no interior de um nó da rede para avaliar o desempenho de uma rede sem fio em malha abstraído-se de um específico controle de acesso ao meio. Definiu-se um critério de equidade para favorecer os nós a muitos saltos de distância do gateway. Os resultados analíticos dos testes realizados indicaram que com a aplicação do critério de equidade aumenta-se a vazão dos nós mais distantes, além de aumentar significativamente a vazão agregada de todos os nós da rede.

## References

- Zhang, Y., Luo J., Hu H. “Wireless Mesh Networking – Architectures, Protocols and Standards”. First Edition, Florida, EUA. Auerbach Publications, December 2006, p.610.
- IEEE Standard for Local and Metropolitan Area Networks – Part 16: Air Interface for Fixed Broadband Wireless Access Systems, IEEE Std. 802.16, Oct. 2004. Available at <http://standards.ieee.org/getieee802/download/802.16-2004.pdf>.
- Liu, Tehuang; Liao, Wanjiun. “Location-Dependent Throughput and Delay in Wireless Mesh Networks”, IEEE Transactions on Vehicular Technology, vol. 57, No 2, 07.pg 1188-1198, March 2008.
- D. Gross and C.Harris. “Fundamentals of Queueing Theory”, 3rd ed. Hoboken,NJ: Wiley, 1998, pp. 74-80.