

## QoS no Canal de Controle do Padrão IEEE 802.16 no Modo Mesh

Cecília A. Castro César<sup>1</sup>, Nelson L. S. da Fonseca<sup>2</sup>, Solon Venâncio de Carvalho<sup>1</sup>

<sup>1</sup>Computação Aplicada (CAP) – Instituto de Pesquisas Espaciais (INPE)  
São José dos Campos – SP – Brasil

<sup>2</sup>Instituto de Computação – Universidade Estadual de Campinas (Unicamp)  
Campinas – SP - Brasil

cecilia@ita.br, nfonseca@ic.unicamp.br, solon@lac.inpe.br

**Resumo.** *O padrão IEEE 802.16d no modo mesh permite o controle do tempo de Holdoff de cada nó, e desta maneira é possível adaptar o canal de controle da rede local aos diferentes cenários de rede e através de configuração adequada do tempo de Holdoff privilegiar fluxos que demandem maior qualidade. Neste trabalho apresenta-se um algoritmo para o modo de escalonamento distribuído que ajusta dinamicamente o tempo de Holdoff, utilizando os mecanismos disponíveis na proposta original do padrão, criando diferenciação entre os diversos fluxos, o que resulta em maior vazão e menor atraso nos fluxos privilegiados.*

**Abstract.** *The IEEE 802.16d in mesh mode allows control of Holdoff time of each node, and thus it is possible to adapt the control channel of the local network to different network scenarios and, through appropriate configuration of Holdoff time, to privilege flows that demands higher quality. This paper presents an algorithm for distributed scheduling mode that dynamically adjusts the Holdoff time using the mechanisms available in the original standard, creating differentiation between flows, which results in higher throughput and lower delay for privileged flows.*

### 1. Introdução

Em redes em malha sem fio (Wireless Mesh Network – WMN), cada nó pode operar tanto como hospedeiro quanto como roteador, encaminhando pacotes de outros nós que podem não estar no alcance direto de seu destino [Zhang, 2006]. Uma das características que as difere de redes ad-hoc é a existência de um backbone de ampla cobertura que não depende exclusivamente da contribuição individual de usuários finais. Estas características trazem robustez, escalabilidade e aumento da largura de banda disponível.

O padrão 802.16d [802.16d, 2004], chamado WiMax, contém em sua especificação o modo Ponto-Multiponto (PMP) e o modo Mesh. No modo PMP a comunicação é de um salto entre a estação base (*Base Station* – BS) e as estações clientes (*Subscriber Station* - SSs), enquanto que, no modo Mesh, pode haver múltiplos saltos entre as SSs que se comunicam diretamente entre si.

Para o modo PMP, o padrão define fluxo de serviço e requisitos de Qualidade de Serviço: fluxo unidirecional de pacotes caracterizado por um conjunto de parâmetros de QoS como latência, jitter e garantia de throughput. Para o modo Mesh a qualidade é

fornecida pacote a pacote, utilizando informações restritas do cabeçalho MAC dos pacotes. No modo mesh não há negociação de parâmetros de qualidade. Embora o modo Mesh disponha de menos mecanismos para controle da qualidade, é possível explorar os mecanismos existentes, sem alteração do padrão original, de forma a melhorar o desempenho na malha.

O escalonamento é um dos mecanismos a ser explorado para potenciais melhorias. O quadro da camada de enlace do padrão mesh é dividido em 2 partes: uma porção com fatias de tempo de controle e outra porção com fatias de tempo de dados. Há, portanto, demanda de mecanismo para decidir sobre o uso de fatias de tempo de controle e outro mecanismo para decidir sobre o uso das fatias de tempo de dados. O foco do presente trabalho é a utilização da porção de controle.

Quando um nó ganha uma fatia de tempo de controle para transmitir uma mensagem, após a transmissão desta, o nó deve aguardar um tempo pré-especificado para poder competir novamente por outras fatias de tempo de controle. Este tempo, chamado tempo de Holdoff, não é definido pelo padrão e diferentes configurações podem levar a maior ou menor ganho na vazão dos dados.

Se o tempo de Holdoff for muito grande, os nós tem que esperar muito entre uma mensagem de controle e outra, e a transmissão de dados associada a estas mensagens de controle será muito atrasada. Se por outro lado, todos os nós utilizarem tempo de Holdoff menor possível haverá uma competição muito grande e, portanto, a probabilidade de um nó perder fatias de tempo de controle será grande também. Desta maneira os atrasos são imprevisíveis, o que torna impossível garantir qualidade aos diversos fluxos da malha. A configuração adequada do tempo de Holdoff é, conseqüentemente, crucial para o desempenho da rede.

Alguns trabalhos que propõem algoritmos de ajuste do tempo de Holdoff, dedicaram-se a distribuição dos tempos entre os nós da malha segundo alguns critérios, como por exemplo, dar menor tempo para nós na rota da BS, ou menor tempo para nós que tem maior demanda de transmissão, e assim por diante. Estas investigações relatam ganhos médios na vazão da rede e no tempo entre mensagens de controle.

Nenhum dos trabalhos existentes, no entanto, utilizou a configuração do tempo de Holdoff associada à priorização de fluxos importantes. Na presente proposta, os nós que manipulam fluxos prioritários têm o tempo de Holdoff diminuído. Além disso, informação da topologia da rede é associada para compor junto com a prioridade do fluxo manipulado, um tempo de holdoff que favoreça os fluxos necessários.

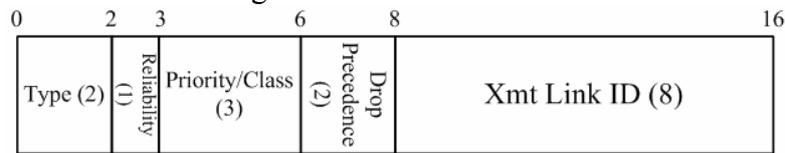
Resultados derivados através de simulação revelam ganhos significativos nesta abordagem para os fluxos prioritários bem como para a vazão média da rede.

## **2. WiMax no modo Mesh**

Nesta seção, detalham-se os mecanismos definidos no padrão IEEE 802.16 utilizados no algoritmo de Ajuste Dinâmico do Tempo de Holdoff.

O cabeçalho MAC padrão define uma série de informações úteis para o algoritmo, como a informação sobre a prioridade do fluxo. O cabeçalho contém a identificação da conexão - *Connection ID* (CID) – que inclui identificação do enlace entre os vizinhos (*Link ID*), além de parâmetros utilizados na provisão de QoS. A Figura

1 ilustra o formato do CID. Destes campos, é de interesse o campo Priority/Class com 3 bits que indica a classe da mensagem.

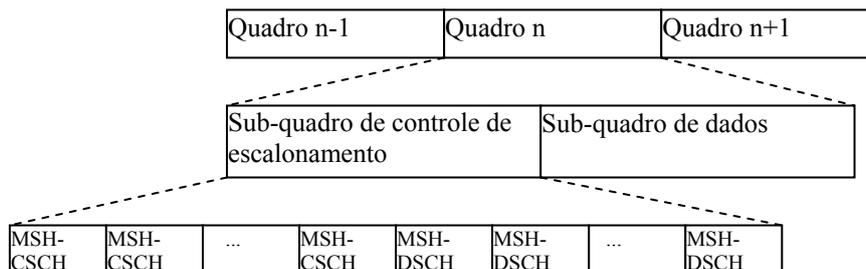


**Figura 1 – Formato do CID [Liu, 2005]**

No modo Mesh existem dois tipos de escalonamento:

- (1) Escalonamento Centralizado no qual requisições e concessões de fatias de tempo de dados são feitas com a intervenção da Estação Base (BS) que comunica as decisões para as estações clientes (SSs);
- (2) Escalonamento Distribuído no qual as estações coordenam suas transmissões diretamente entre si sem a intervenção da BS, o que elimina o gargalo criado pela estação base e permite explorar a propriedade de re-uso espacial. [Wang, 2008].

A coesão entre os diferentes tipos de escalonamento acontece no próprio quadro no nível de enlace. O quadro 802.16 é dividido em uma porção dedicada a controle e uma porção dedicada aos dados, como indicado na Figura 2. Alguns quadros trazem na porção do controle mensagens de controle de rede e outros quadros trazem mensagens de controle de escalonamento. Quando o quadro traz mensagens de controle de escalonamento algumas fatias de tempo podem ser reservadas para mensagens de escalonamento centralizado, chamadas MSH-CSCH, seguidas de fatias de tempo reservadas para mensagens de escalonamento distribuído, chamadas MSH-DSCH. A Figura 2 ilustra um quadro com a porção de controle contendo mensagens de escalonamento. A fronteira entre o espaço dedicado ao escalonamento centralizado e ao distribuído é dada por um parâmetro na mensagem de controle de rede. O sub-quadro de dados é composto de diversas fatias de tempo que são negociadas entre as estações.



**Figura 2 – Composição dos quadros mesh**

O algoritmo proposto, neste trabalho, utiliza a seção de controle do escalonamento distribuído coordenado, usando as mensagens MSH\_DSCH. Informações de controle da rede serão combinadas à das prioridades definidas no CID, para se alcançar o objetivo desejado. Na realidade, mostra-se, neste artigo, que a adequada configuração dos parâmetros pode refletir em melhoria de desempenho para os fluxos prioritários.

## 2.1 Escalonamento Distribuído no WiMax Mesh

Detalha-se, nesta seção, a operação do controle de escalonamento distribuído, para melhor compreensão do algoritmo proposto.

No modo Mesh, cada nó recebe mensagens MSH-DSCH enviadas, de tempos em tempos, pelos seus vizinhos com informação que permite ao nó conhecer os intervalos de transmissão de mensagens MSH-DSCH de cada vizinho. Há dois intervalos de tempo importantes: o intervalo no qual o nó pode transmitir, e o intervalo no qual o nó deve ficar em silêncio, o chamado tempo de Holdoff. Estes intervalos são determinados através de dois parâmetros contidos na mensagem MSH-DSCH:

- *XmtHoldoffExponent*: para cálculo do tempo de holdoff (*XmtHoldoffTime*), no qual o nó não pode transmitir novamente mensagens MSH-DSCH, após sua última transmissão permitida. O cálculo do tempo de Holdoff é:

$$XmtHoldoffTime = 2^{(XmtHoldoffExponent + 4)}$$

Este tempo de contenção do nó é decisivo no cálculo do desempenho do sistema.

- *NextXmtMx*: para cálculo do intervalo elegível de transmissão destas mensagens por este nó, chamado *NextXmtTime*. O próximo intervalo onde o nó pode competir por fatias de tempo de controle é dado por:

$$2^{XmtHoldoffExponent} * NextXmtMx < NextXmtTime \leq 2^{XmtHoldoffExponent} * (NextXmtMx+1)$$

Com o conhecimento do valor destes dois parâmetros de cada vizinho, o nó é capaz de construir um mapa da intenção de transmissão de toda a vizinhança. A Figura 3 ilustra um mapa. Nesta, um determinado nó tem 5 vizinhos identificados pelos códigos NodeID 12, 18, 26, 33 e 87. Tendo recebido os parâmetros *XmtHoldoffExponent* e *NextXmtMx* de cada vizinho, o nó calcula os intervalos nos quais os nós pretendem transmitir (*NextXmtTime*), ilustrado através de linhas verticais na Figura 3. Pode-se, também, determinar os intervalos nos quais os nós devem ficar em silêncio (*XmtHoldoffTime*). O mapa permite, também, conhecer o instante seguinte no qual os nós podem voltar a competir (*EarliestSubsequentXmtTime*), ilustrado em linhas horizontais. Do nó com NodeId=33, não se obteve mensagens com informação de escalonamento, e, portanto, ele é considerado um possível competidor o tempo todo. Vê-se, ainda uma barra vertical com o próximo instante no qual o nó candidato deseja transmitir. Nota-se que o instante calculado pelo nó tem intersecção com possível transmissão dos nós 18, 26 e 33 e este conflito deve ser resolvido para evitar colisão na fatia de tempo de controle especificada.

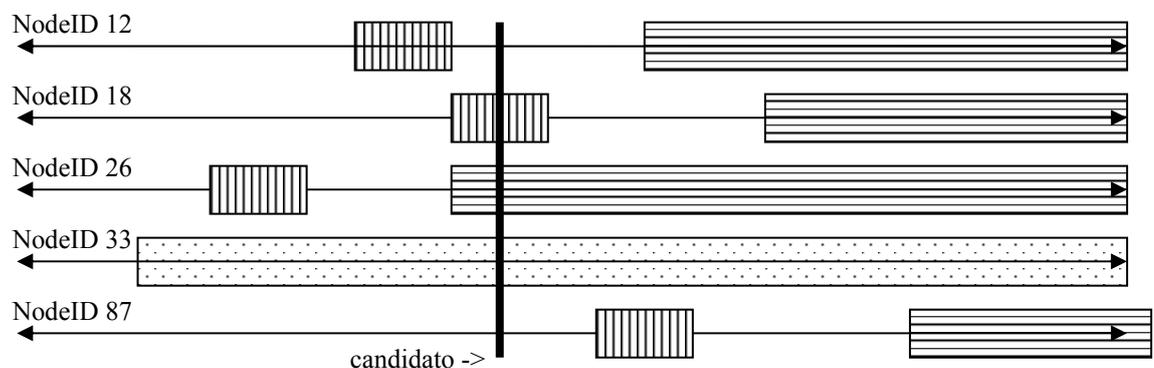


Figura 3 – Exemplo da distribuição dos tempos de cada nó vizinho. [TutorialNokia, 2002]

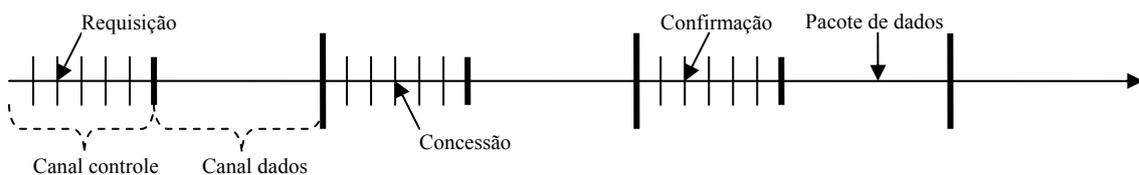
O padrão define um algoritmo denominado *MeshElection* que resolve o conflito mencionado anteriormente. Este algoritmo admite como entrada os NodeIds dos competidores e a identificação da fatia de tempo alvo de competição. Com estas informações o algoritmo *MeshElection* realiza uma mistura pseudo-aleatória para determinar se o nó ganhou ou não a competição de seus competidores. Como todos os nós tem a mesma informação, os nós podem executar independentemente o algoritmo de decisão sem negociação explícita entre os nós.

Quando um nó perde a competição por uma fatia de tempo de controle, compete novamente pela fatia de tempo seguinte até conseguir o direito. Quando consegue uma determinada fatia de tempo, ele calcula os valores dos parâmetros *XmtHoldoffExponent* e *NextXmtMx* para informar os seus vizinhos da sua situação atual.

O padrão, como de costume, não define o algoritmo para a concessão das fatias de tempo de dados. O padrão define apenas que a concessão de fatias de tempo de dados utiliza três mensagens de controle MSH-DSCH, em uma interação do tipo 3-way handshake, (Figura 4), descrito, a seguir:

- Primeira mensagem de controle requisita fatias de tempo de dados – de um nó A para um nó B;
- Segunda mensagem de controle concede fatias de tempo de dados – do nó B para nó A;
- Terceira mensagem de controle confirma a concessão – do nó A para nó B.

Somente após a terceira mensagem MSH-DSCH com sucesso, podem-se ocupar, efetivamente, as fatias de tempo. Se as mensagens forem muito espaçadas entre si, o envio de dados será prejudicado. Na Figura 4, a seta de cima para baixo indica mensagens enviadas pelo nó A, e a seta de baixo para cima indica mensagens enviadas pelo nó B. Note que o pacote é dividido em porção de controle e porção de dados.



**Figura 4: Three-way handshake ao longo do tempo [Wang, 2008]**

O 3-way handshake no canal de controle é determinante para a vazão no canal de dados. Se o tempo de holdoff for muito grande, ou seja, o expoente de Holdoff for grande, os nós vão ter que esperar muito entre uma mensagem MSH-DSCH e outra, e o ciclo de transmissão será muito alongado. Se por outro lado o tempo de Holdoff for o mínimo possível (expoente=0) para todos os nós, o número de nós competindo por uma fatia de tempo próxima será muito grande e, portanto, a probabilidade de perder fatias de tempo será, conseqüentemente grande. Objetiva-se, portanto, uma configuração adequada dos valores de expoentes de Holdoff que permita aos fluxos mais importantes uma espera menor.

### 3. Trabalhos relacionados

Após o detalhamento das informações e mecanismos utilizados no padrão, resumem-se os principais trabalhos relacionados.

O efeito da contenção no escalonamento distribuído apontado como importante em algumas pesquisas [Ali,2008], [Kas,2009] não foi suficientemente esclarecido. [Cao,2005] e [Zang, 2008] mostram que a variação dos expoentes pode ter um grande impacto no intervalo entre transmissões e pode ser utilizado para melhoria da qualidade de serviço oferecida pelas redes mesh, porém não propõe nenhuma estratégia de configuração para o conjunto dos nós que cooperam entre si.

Alguns trabalhos ([Liu,2005], [Kuran, 2006], [Djukic,2007], [Makarevitch, 2006], [Cicconetti, 2007]) dedicam-se a estratégias de escalonamento de dados, ou seja, algoritmos de concessão das fatias de tempo de dados, que, no exemplo da Figura 4, deveria rodar no nó B, para então emitir a segunda mensagem de concessão do handshake. Este algoritmo também é deixado em aberto no padrão e é muito importante para análise do desempenho da rede. Destes trabalhos apenas [Liu, 2005] utiliza a prioridade presente no CID do pacote para recusar concessões em caso de congestionamento.

Poucos são os trabalhos que propõem algoritmos de ajuste dos expoentes de Holdoff. Em [Bayer,2007], propõe-se um ajuste de expoentes em função do papel do nó, de forma que os nós mais ativos recebam menor valor de expoente e, portanto, ganhem acesso ao sub-quadro de controle mais rapidamente. Propõe-se uma maneira de perceber a intensidade da competição. A principal crítica a este trabalho é que em uma rede sobrecarregada muitos nós terão o mesmo expoente e a competição será acirrada; além disso, não necessariamente, os nós ativos precisam de baixos expoentes o tempo todo. Se por alguns instantes um nó ativo não tem dados a encaminhar, terá desnecessariamente acesso as fatias de tempo de controle.

No momento em que um nó transmite uma mensagem MSH-DSCH, este calcula o instante da próxima transmissão. A proposta em [Wang,2008] estabelece que ao enviar uma requisição (primeira mensagem do handshake) o nó calcula em qual instante será enviada a mensagem de confirmação (terceira mensagem do handshake). O algoritmo ao enviar a primeira mensagem propõe uma estratégia para reduzir o tempo entre a primeira e a terceira mensagem, que tenta, através de várias iterações, descobrir o menor valor possível, considerando o conjunto de competidores do momento. Uma possível crítica a este esquema é o excesso de cálculos necessários, pois, a cada mensagem de requisição, consideram-se muitas configurações possíveis, até encontrar uma que encurte a etapa final do handshake. Além disso, esta proposta altera o padrão 802.16 original ao colocar o expoente base como 0 ao invés de 4.

Em [Kim, 2008], os expoentes são ajustados de acordo com o tráfego ao redor do nó. Observando a movimentação dos vizinhos atribui-se um peso ao nó que deve atendê-los. A idéia é simples, não exige informação de outros níveis e traz algum ganho. Uma crítica a este trabalho é que na análise de resultados foram apresentados gráficos que comparam a abordagem dinâmica com a abordagem estática, usando  $XmtHoldoffExponent=3$ , que obviamente traz piores resultados. A comparação com a abordagem estática deve ser feita com o melhor caso, ou seja,  $XmtHoldoffExponent=0$ . No entanto, o trabalho introduz a idéia de cooperação entre os nós, uma vez que decide o próprio expoente, consultando a situação dos vizinhos.

Em [Loscri,2007] expoentes são alterados em função da demanda de transmissão do nó. Se o buffer estiver pela metade, o nó recebe  $XmtHoldoffExponent=0$ ; caso

contrário distribuí os expoentes entre 1,2 e 3 aleatoriamente. O ganho foi limitado por não considerar a situação dos nós parceiros e da vizinhança.

Em [Lakani, 2009], altera-se a definição do padrão para o tempo de Holdoff de  $H=2^{(XmtHoldoffExponent + 4)}$  para  $H=2^{(\log_2 c_m + XmtHoldoffExponent)}$  onde  $c_m$  é o número de competidores do nó. Mostra-se que se reduzem as fatias de tempo vazias no sub-quadro de controle. Embora esta estratégia favoreça a utilização eficiente da banda, não cria mecanismos de diferenciação entre os diversos fluxos da rede.

Em [Zhang, 2008], menciona-se, apenas, que, na cooperação de um nó de baixa prioridade com um nó de alta prioridade, é necessário que o nó de baixa prioridade tenha a prioridade aumentada.

Estes artigos indicam que é possível considerar a situação da vizinhança para definir o próprio expoente, porém nenhum destes algoritmos associou prioridade de fluxos à situação da rede, idéia que foi utilizada no algoritmo introduzido a seguir.

#### 4. Algoritmo de Ajuste Dinâmico

Os bits de prioridade no CID do quadro 802.16 permitem diferenciar os quadros. Postulou-se que o uso dos bits de prioridade para escalonamento das mensagens de controle poderia encurtar a duração do 3-way handshake para os fluxos de alta prioridade. Em experimentos realizados pelos autores, verificou-se que esta estratégia aplicada isoladamente resultou em um ganho muito pequeno para os fluxos de maior prioridade e maior perda para os fluxos de menor prioridade.

Por outro lado, em [Han, 2007] com o escalonamento centralizado apontou-se que se tem maior ganho caso se atribua o expoente menor para os nós mais próximos da BS. Ainda que no escalonamento distribuído possam existir transmissões entre quaisquer nós da rede, é bem provável que a maioria dos fluxos seja direcionada a BS, caso se considere a semelhança com tráfego em redes cabeadas. Postula-se, portanto, que é conveniente privilegiar o caminho para a Internet que passa necessariamente pela BS.

Além disso, ao privilegiar os nós próximos a BS, que são os que têm maior volume de dados a transmitir, pode-se melhorar o desempenho da rede dado que uma percentagem significativa dos fluxos passa pela BS, evitando este gargalo anterior à BS. Postula-se, então, que o algoritmo deve associar a priorização dos fluxos à informação de topologia.

A seguir é detalhada a utilização destes conceitos: priorização dos fluxos e distância a BS.

Para se empregar informação de prioridade, o algoritmo mantém uma estrutura de dados que marca os fluxos que estão ativos. De cada pacote que chega, extrai-se a identificação do fluxo a que pertence e a prioridade do pacote, registrando-se a maior prioridade vigente até o momento.

Se um nó manipula vários fluxos, este nó receberá o expoente relativo ao fluxo de maior prioridade, para que não seja um gargalo no caminho do fluxo. Na chegada do pacote inicia-se um intervalo de temporização que no seu término retira o fluxo da lista de fluxos ativos e re-avalia a maior prioridade vigente sem este fluxo.

Quando uma estação sem fio está transmitindo, algumas das estações próximas não podem transmitir simultaneamente para que não haja colisão. Esta contenção é expressa em uma matriz chamada matriz de conflito que representa nas linhas e colunas os enlaces da rede e sua interação. Se a matriz tiver na posição (i,j) o valor 1, significa que o enlace i conflita com o enlace j e não pode haver a transmissão simultânea entre eles. Se na posição (i,j) tiver o valor nulo, o enlace i pode transmitir simultaneamente ao enlace j. A matriz de conflito é uma indicação de que a configuração de expoentes pode não ser efetiva dentro dos limites espaciais de restrição.

As transmissões entre dois nós implicam que estes estão conectados em até 2 saltos. Caso nós próximos tenham o mesmo valor do expoente de Holdoff, os vizinhos de um nó que ganhou uma competição, podem competir pela fatia de tempo seguinte e assim se tem um grande aproveitamento das fatias de tempo do quadro. Fora da vizinhança, que forma um grupo, é possível o re-uso espacial, e pode se diminuir a competição com o primeiro grupo diferenciando o expoente.

A informação da distância de um nó a BS pode ser obtida através das mensagens de controle de rede, nomeadas mensagens MSH-NCFG que são transmitidas periodicamente na rede.

O algoritmo de ajuste dinâmico atua em 3 momentos distintos:

- (1) Ao se receber mensagens MSH-NCFG para calcular o expoente relativo à distância a BS;
- (2) Ao se receber um pacote para atualizar a maior prioridade e fluxos ativos no momento.
- (3) No momento do envio de mensagem MSH-DSCH; a verificação sobre o expoente a ser divulgado aos vizinhos acontece no momento do envio da mensagem MSH-DSCH; o padrão prevê que, neste momento, decide-se quando será o envio da próxima mensagem. A Figura 5 resume as ações tomadas neste momento.

**AtualizeExpoenteHoldoff**

MaxPriority = Obtenha a maior prioridade desde a última mensagem DSCH  
 HexpPriority = Mapeie a prioridade MaxPriority em expoente de Holdoff  
 HexpTopology = Obtenha o expoente de Holdoff associado a posição do nó em relação a BS

$$\text{HexpNew} = \lfloor (\text{HexpPriority} + \text{HexpTopology}) / 2 \rfloor$$

Inicie a competição com o novo expoente

**Figura 5 – Algoritmo de Ajuste Dinâmico**

Note que HexpNew é a média entre Prioridade e Topologia. Foram realizados diversos experimentos com diferentes pesos para estes dois componentes e verificou-se que:

- Peso maior para topologia traz ganho no throughput geral da rede, porém não permite diferenciação dos fluxos importantes;
- Peso maior para prioridade sem considerar topologia é desastroso para os fluxos menos importantes.

A melhor associação encontrada foi a média.

Notou-se também que aumentando ou diminuindo o expoente, vizinhos que estejam a dois saltos de distância podem ainda decidir o escalonamento com base em informação desatualizada, o que pode levar a colisão de mensagens MSH-DSCH. A solução adotada aqui, para manter o padrão, considera os vizinhos de segundo salto sempre competidores. Desta forma, não importa se um vizinho distante altera o valor de seu expoente, pois ele será sempre considerado competidor no escalonamento do controle.

## 5. Ambiente de Simulação

Para avaliar o desempenho do algoritmo proposto foram realizadas simulações em diversos cenários. O simulador utilizado foi o WiMsh [Cicconetti, 2009] – um patch para o NS-2 para as redes 802.16d.

O presente trabalho não aborda questões de roteamento, pois restringe-se a questões do nível de enlace, e portanto utilizou o algoritmo Shortest Path First disponível no simulador.

Testes iniciais foram feitos na topologia cadeia (*chain*) com tráfego CBR na taxa de transmissão de 500kbts/s. Cada ponto nos gráficos corresponde a 20 execuções de 300 segundos cada. A tabela 1 descreve alguns parâmetros utilizados.

**Tabela 1 – Parâmetros utilizados na simulação**

Parâmetro	Valor	Observação
MSH-DSCH-NUM	4	Num de fatias de tempo de controle para escalonamento distribuído em cada quadro
Scheduling Frames	4	SchedulingFrames*4= num de quadros DSCH entre 2 quadros NCFG
Frame Length	4ms	
Modulation/Coding Scheme	QPSK 1/2	Determina o número de bytes por símbolo
OFDM Symbol Duration	23,61 $\mu$ s	Depende da frequência (neste caso 10 Mhz)
Slot per frame	141	$(\text{SymPerFrame} - 7 * \text{MSH-DSCH-NUM}) / \text{SymPerSlot}$

Na topologia cadeia estudada, fluxos de dados foram criados partindo de cada um dos nós direcionados para o último nó da cadeia, considerado a BS. A cadeia variou de tamanho a partir de 6 nós até 36 nós.

## 6. Resultados de Simulação

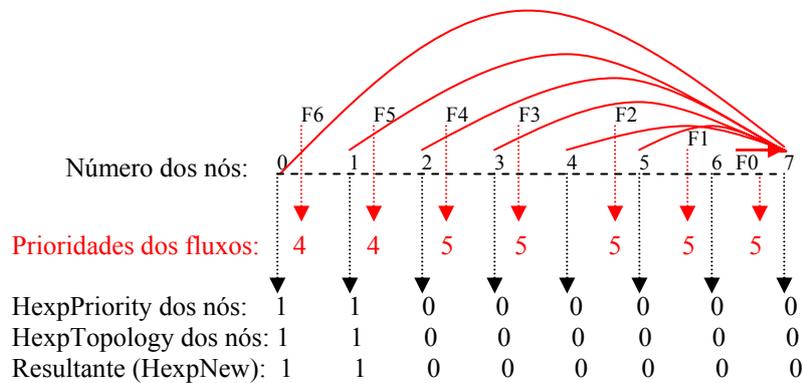
Embora o foco do trabalho seja a utilização do canal de controle, para medir a vazão é preciso utilizar algum algoritmo de escalonamento de dados. O algoritmo empregado foi o algoritmo implementado no simulador WiMsh [Cicconetti, 2007].

Nos primeiros testes utilizam-se cenários nos quais os fluxos prioritários encontram-se perto da BS. Neste caso, os fluxos prioritários são beneficiados pela

prioridade e a proximidade da BS. Nesta experiência obtém-se o maior ganho possível com o algoritmo dinâmico.

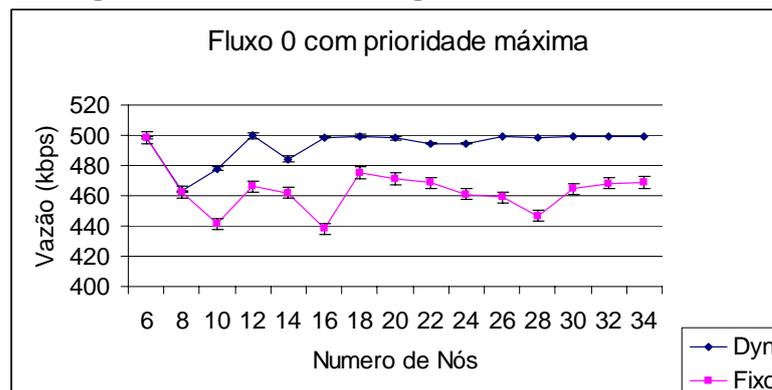
A Figura 6 ilustra o cenário. Note que o fluxo 0 – F0 – de prioridade 5 sai do nó 6 para o nó 7 (BS) e, portanto, os nós 6 e 7, que trocam pacotes deste fluxo, recebem o expoente correspondente à prioridade 5 que é 0. O último fluxo – F6 – sai do nó zero direcionado ao nó 7, passando por todos os nós. Como a sua prioridade é menor, quando um pacote deste fluxo passa por um nó que também manipula outro fluxo de prioridade maior, o nó fica com a maior prioridade. Assim, os expoentes resultantes são a média dos dois tipos de expoente, o expoente definido pela prioridade e o expoente definido pela topologia.

A definição dos expoentes nos diversos cenários da topologia cadeia seguiu a mesma orientação dada na cadeia de exemplo da Figura 6, ou seja, a prioridade decresce a medida que o nó se afasta da BS.



**Figura 6 – Composição dos expoentes: 8 nós, prioridade máxima próxima a BS**

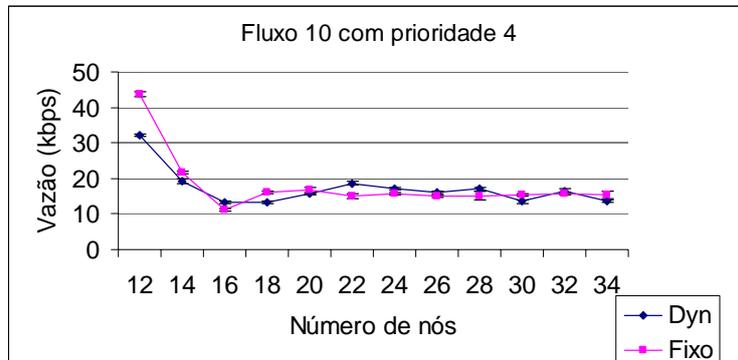
Nota-se no gráfico da Figura 7 que, neste caso, o algoritmo proposto trouxe melhorias significativas para o fluxo zero o mais próximo da BS.



**Figura 7 – Comparação da Vazão do Fluxo Zero com Prioridade Máxima**

O ganho para o fluxo prioritário pode trazer perda para fluxos de menor prioridade. Ao comparar, por exemplo, o fluxo 10 iniciado a 11 nós de distância da BS, e que recebe menor prioridade que os primeiros fluxos, vê-se que a perda foi pequena, sendo mais significativa nas topologias menores. Esta perda é pequena porque ao se atender os fluxos próximos a BS, beneficiam-se os fluxos distantes que fazem uso desta

rota. A Figura 8 traz a comparação referente ao fluxo 10. O primeiro ponto refere-se a uma cadeia com 12 nós, pois a partir deste ponto é que existe um fluxo de número 10.



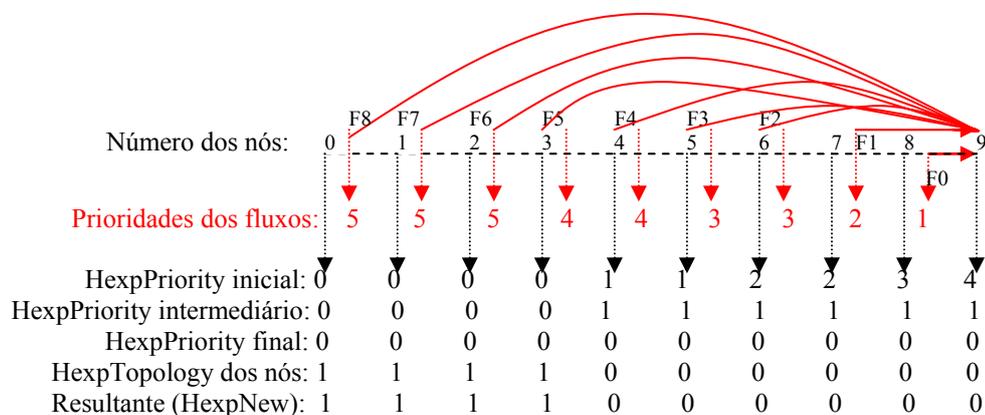
**Figura 8 – Comparação da Vazão do Fluxo Dez com Prioridade Quatro**

Analisando o fluxo 16 disparado em um nó a 17 saltos de distância da BS, notamos ainda que o desempenho do algoritmo dinâmico foi superior, porém a vazão é de poucos kbits/s, indicando que em qualquer dos casos não é compensador disparar um fluxo tão distante da BS.

Os exemplos até então englobam nós que são próximos a BS e prioritários.

Apresenta-se, na Figura 9, um cenário no qual o fluxo mais distante é o de maior prioridade. O fluxo F8 tem prioridade máxima e os demais tem prioridade decrescente. Inicialmente, cada nó tem o índice correspondente aos fluxos que manipula, porém, à medida que os pacotes de outros fluxos chegam ao nó e ele verifica que a prioridade é maior, ele aumenta o próprio índice. Em determinado instante, tem-se, por exemplo, que o pacote do fluxo F4 chegou ao nó 5 e como a prioridade deste pacote é maior, o nó 5 que também manipula o fluxo F3 de prioridade menor, decide ficar com a prioridade maior, que corresponde ao expoente 1. Um instante após, o pacote do fluxo F6 com prioridade maior ainda chega também ao nó 5 e este nó opta novamente pela maior prioridade correspondente ao expoente 0. À medida que os pacotes destes fluxos vão transitando, todos os nós chegam ao expoente zero, pois o fluxo prioritário passa por todos os nós. Neste momento, o que passa a valer é o expoente dado pela topologia.

O gráfico da Figura 10 mostra o desempenho do fluxo 8 e o gráfico da Figura 11 mostra o desempenho do fluxo 0, o menos prioritário.



**Figura 9 – Composição dos expoentes: cadeia de 10 nós, prioridade longe da BS**

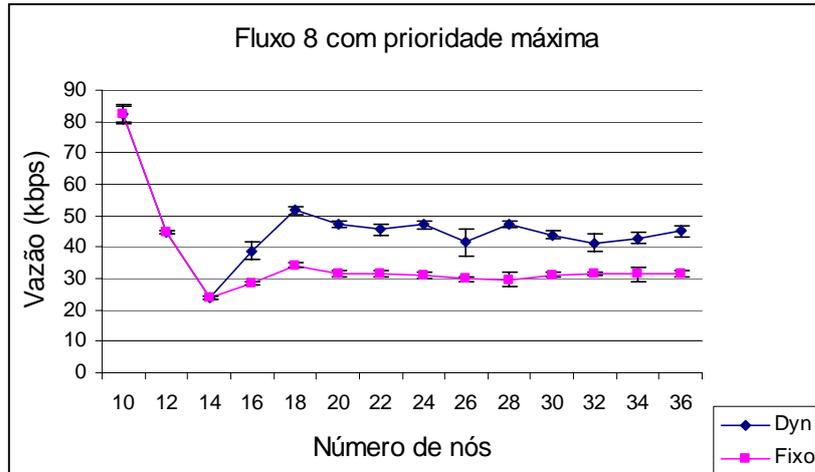


Figura 10 – Comparação da Vazão do Fluxo Oito com Prioridade Máxima

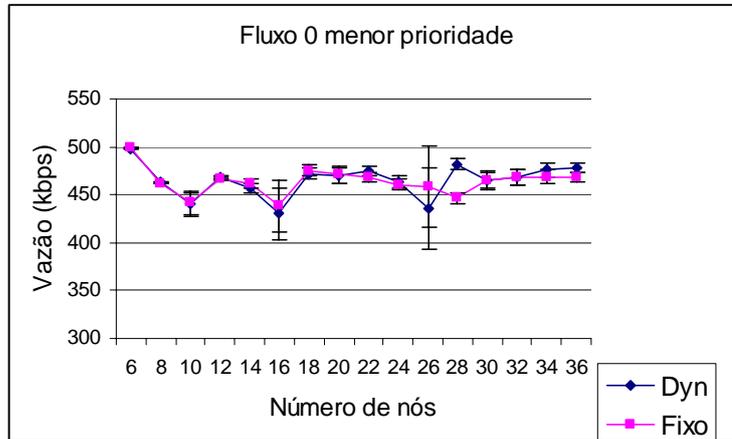


Figura 11 – Comparação da Vazão do Fluxo Zero com Prioridade Mínima

As mesmas cadeias com taxas maiores que 500kbps também revelaram ganho com o algoritmo dinâmico.

O gráfico da Figura 12 mostra que ao se somar as vazões de todos os fluxos no cenário estático e ao se comparar com a mesma soma no cenário dinâmico, obtém-se ganhos substanciais com o algoritmo dinâmico.

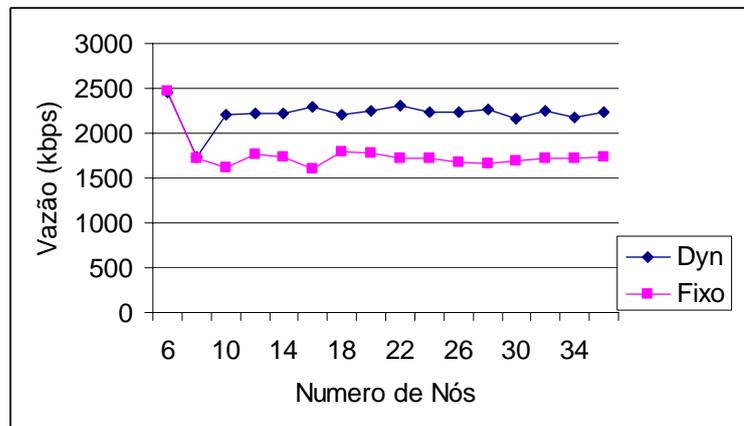


Figura 12 – Comparação da soma de todos os fluxos fim-a-fim

Portanto, vê-se que nos casos onde a proximidade da BS coincide com a maior prioridade há ganho da ordem de 8% no melhor fluxo, e nos piores cenários onde os fluxos prioritários encontram-se longe da BS, o algoritmo dinâmico praticamente empatou com a definição estática dos expoentes em zero.

Com esta implementação a soma da vazão de todos os fluxos é da ordem de 25% melhor que a soma da vazão no caso estático.

## 7. Conclusão

O algoritmo de Ajuste Dinâmico de Expoentes, associando os expoentes de Holdoff à região de re-uso espacial e à prioridade do fluxo, é capaz de diferenciar os fluxos mais importantes da malha. Ao controlar adequadamente o acesso ao meio, no estágio 3-way handshake da negociação da banda, o algoritmo obtém ganhos significativos em toda a malha.

Testes foram realizados disparando fluxos CBR perto da BS e neste caso a vazão total foi garantida para os fluxos prioritários. Nestes testes garantiu-se a qualidade para aplicações transacionais, de voz e web que foram as taxas submetidas. Uma limitação quanto ao número excessivo de saltos foi evidenciada nestas redes mesh: fluxos distantes da BS mostram taxas insuficientes com ou sem o algoritmo dinâmico, ou seja, não adianta implantar uma estratégia para melhorar a vazão quando se está muito longe da BS.

Pretende-se, no futuro, associar esta estratégia no canal de controle a algoritmos de concessão de banda no canal de dados e verificar se esta associação é compensadora.

## Referências

- IEEE 802.16, IEEE Standard for Local and Metropolitan Area Networks – Part 16: Air Interface for Fixed Broadband Wireless Access Systems, IEEE Std. 802.16, Oct. 2004, <http://standards.ieee.org/getieee802/download/802.16-2004.pdf>, 20/04/07.
- Ali, Najah A. Abu, Taha, Abd-Elhamid M., Hassanein, Hossam S., Mouftah, Hussein T. “IEEE 802.16 Mesh Schedulers: Issues and Design Challenges”. In: **IEEE Network**, Vol 22, Issue 1. Jan-Feb, 2008. p.58-65.
- Nico Bayer, Bangnan Xu, Veselin Rakocevic, Joachim Habermann, “Improving the performance of the Distributed Scheduler in IEEE 802.16 Mesh Networks”, **IEEE 65<sup>th</sup> Vehicular Technology Conference**, April, 2007.pg 1193-1197.
- Cao M., Wenchao M. et. al., “Modelling and Performance Analysis of the Distributed Scheduler in IEEE 802.16 Mesh Mode”. **Proceedings of the 6th International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking & Computing**, ACM, pg 78-89, 2005.
- Ciconetti, Claudio, Akyildiz, Ian F., Lenzini, Luciano, “Bandwidth Balancing in Multi-Channel IEEE 802.16 Wireless Mesh Networks”, **Proceedings of the 26<sup>th</sup> IEEE International Conference on Computer Communications**, 2007. pp2108-2116.
- Ciconetti, Claudio, Akyildiz, Ian F., Lenzini, Luciano, “WiMsh: a simple and efficient tool for simulating IEEE 802.16 wireless mesh networks in ns-2”, **Proceedings of the 2nd International Conference on Simulation Tools and Techniques**, 2009.

- Han, B., Jia W., Lin L., "Performance Evaluation of scheduling in IEEE 802.16 based wireless mesh networks". **Computer Communications**, V.30, n.4, p. 782-792, February, 2007.
- Djukic, P., Valaee, S. "Distribute Link Scheduling for TDMA Mesh Networks" in **IEEE International Conference on Communications**, 2007, pp 3823-3828.
- Kas, Miray, Yargicoglu, Burcu, Korpeoglu, Ibrahim, Karasan, Ezhan "A Survey on Scheduling in IEEE 802.16 Mesh Mode". In: **IEEE Communications Surveys and Tutorials**, Submitted Mar, 2009.
- Bong Chan Kim, Dong Gu Kwak, Heecheol Song, Hwang Soo Lee and Joong Soo Ma, "An Adaptive Holdoff Algorithm based on node state for IEEE 802.16 Mesh Mode with Coordinated Distributed Scheduling", **IEEE 19<sup>th</sup> International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications**, 2008, pg, 1-5.
- Kuran, M. S., Yilmaz B., Alagöz F. and Tuğcu T., "Quality of Service in Mesh Mode IEEE 802.16 Networks,". **Proc. of the International Conference on Software in Telecommunications and Computer Networks**. SOFTCOM2006, Split, Croatia, September 2006.p. 107-111.
- Liu F., et al."Achieving QoS for IEEE 802.16 in Mesh Mode", **Proc of the 8<sup>th</sup> International Conference on Computer Science and Informatics**, July 21-26, 2005, Salt Lake City.
- Valeria Loscri, Gianluca Aloï, "A probabilistic approach for evaluating parameters of the Distributed Scheduling Scheme of the 802.16", **Proceeding of the International Conference on Signal Processing and Communication Systems**, 2007.
- Makarevitch, Boris, "Distributed Scheduling for Wimax Mesh Network" in **IEEE 19<sup>th</sup> International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications**, pp 1-5.
- Nokia. **Tutorial 802.16 MAC Layer Mesh Extensions Overview**.  
[http://www.ieee802.org/16/tga/contrib/S80216a-02\\_30.pdf](http://www.ieee802.org/16/tga/contrib/S80216a-02_30.pdf), 20/09/2007.
- Wang, Shie-Yuan, Chih-Che Lin, Han-Wei Chu, Teng-Wei Hsu, and Ku-Han Fang, "Improving Distributed Coordinated Scheduling in IEEE 802.16 Mesh Network", **IEEE Transactions on Vehicular Technology**, Vol. 57, No. 4, pg 2531-2547, July 2008.
- Editado por Zhang, Y., Luo J., Hu H. "**Wireless Mesh Networking – Architectures, Protocols and Standards**". First Edition, Florida, EUA. Auerbach Publications, December 2006, p.610.
- Zhang, Yan, Hu, Honglin, Chen, Hsiao-Hwa, "QoS Differentiation for IEEE 802.16 WiMax Mesh Networking", **Mobile Networks and Applications**, Volume 13 ,Issue 1-2, April 2008, pg 19-37.