

Escalonamento com Qualidade de Serviço em redes IEEE 802.16*

Juliana Freitag e Nelson L. S. da Fonseca

¹Instituto de Computação – Universidade Estadual de Campinas (UNICAMP)
Caixa Postal 6176 – 13084-971 – Campinas – SP – Brasil

{juliana,nfonseca}@ic.unicamp.br

Abstract. *In order to support real time and high-bandwidth applications the IEEE 802.16 standard is expected to provide Quality of Service (QoS). Although the standard defines a QoS signaling framework and four service levels, scheduling disciplines for these service levels are unspecified. In this paper, we introduce a scheduling scheme for the uplink traffic. Simulation results show that our scheme is able to provide QoS and share in a fair way the resources between connections in the same service level.*

Resumo. *Para que o padrão IEEE 802.16 seja adotado no acesso à aplicações de tempo real e aplicações que demandam alta largura de banda é necessário que forneça Qualidade de Serviço (QoS). O padrão define um mecanismo de sinalização entre a estação base e as estações cliente e quatro níveis de serviço, entretanto, disciplinas de escalonamento não foram definidas. Este artigo propõe um mecanismo de escalonamento para o tráfego uplink. Resultados obtidos a partir de experimentos de simulação mostram que o mecanismo proposto é capaz de prover QoS e de compartilhar os recursos de forma justa entre conexões de um mesmo nível de serviço.*

1. Introdução

O padrão IEEE 802.16 [IEEE Std. 2004], frequentemente referenciado como WiMAX (*Worldwide Interoperability for Microwave Access Forum*), vem sendo desenvolvido com a finalidade de padronizar a tecnologia de acesso sem fio em banda larga. O padrão define a interface aérea e o protocolo de acesso ao meio para redes metropolitanas sem fio fornecendo altas taxas de transmissão para o acesso comercial e residencial à Internet.

Para dar suporte à grande diversidade de aplicações disponíveis na Internet, tais como serviços de voz, vídeo, multimídia e transferência de arquivos, o padrão define mecanismos de sinalização entre a estação base e as estações cliente e quatro níveis de serviço. Embora esses serviços forneçam a base para a provisão de Qualidade de Serviço (QoS), para que essa tarefa seja realizada de maneira eficiente os fabricantes de equipamentos WiMAX devem projetar e implementar um conjunto de mecanismos não especificados no padrão. Tais mecanismos incluem policiamento e moldagem do tráfego, controle de admissão e escalonamento.

*O presente trabalho foi realizado com o apoio do UOL (www.uol.com.br), através do Programa UOL Bolsa Pesquisa, processo número 20060511022200a e do CNPq, processo número 305076/2003-5.

Devido à natureza variável do tráfego multimídia, mecanismos de policiamento e moldagem do tráfego são necessários nas estações cliente para assegurar a utilização justa e eficiente dos recursos da rede [Pellegrini 2006]. O policiamento protege a rede contra tráfegos “mal comportados”, ou seja, tráfegos que violam os parâmetros negociados durante o estabelecimento da conexão. O mecanismo de moldagem do tráfego tem como tarefa regular o tráfego para que os parâmetros negociados sejam respeitados. O mecanismo de controle de admissão restringe o número de usuários simultaneamente presentes na rede de forma a evitar a saturação do enlace sem fio e, conseqüentemente, a violação dos requisitos de QoS.

Embora os mecanismos mencionados sejam necessários para provisão de QoS, o núcleo de tal tarefa reside no algoritmo de escalonamento. Um algoritmo de escalonamento eficiente é essencial para garantir que os requisitos de QoS sejam atendidos e tem grande influência no desempenho da rede.

O escalonamento do tráfego *downlink* no padrão IEEE 802.16 requer um único escalonador na estação base, enquanto o escalonamento *uplink* precisa de dois componentes, um na estação base e um na estação cliente. O escalonador na estação base aloca largura de banda para as estações cliente e o escalonador na estação cliente determina quais pacotes serão enviados nas oportunidades de transmissão recebidas.

Este artigo propõe um algoritmo de escalonamento para a estação base, cuja finalidade é fazer a alocação de banda para as estações cliente levando em consideração as requisições de banda e os requisitos de QoS de cada nível de serviço. O escalonamento nas estações cliente é uma tarefa mais simples, dado que o escalonador tem acesso direto às filas. O escalonador na estação base depende das mensagens de requisição de banda para ter conhecimento da situação das filas nas estações cliente e, portanto, suas decisões podem estar baseadas em informações desatualizadas que podem prejudicar a provisão de QoS.

Diferente de outras propostas [Hawa 2002, Chu 2002, Sun 2006], o algoritmo proposto leva em consideração, além do requisito de banda mínima, o requisito de retardo máximo do tráfego de tempo real. Em [Wongthavarawat 2003] e [Chen 2005] esse requisito é considerado, porém requer um módulo adicional para o cálculo do *deadline* dos pacotes. Além disso, esses trabalhos propõem mecanismos de escalonamento complexos de serem implementados, compostos por uma hierarquia de escalonadores tais como *Earliest Deadline First* (EDF), *Deficit Round Robin* (DRR), *Weighted Fair Queueing* (WFQ) e *Worst-case Weighted Fair Queueing* (W^2FQ). Entretanto, soluções simples são mais interessantes, pois o escalonador dispõe de pouco tempo para tomar suas decisões dado que o escalonamento é realizado a cada *frame*; por exemplo, em determinadas configurações podem haver até 400 *frames* por segundo [IEEE Std. 2004]. Por outro lado, existem trabalhos [Lee 2005, Yang 2006] que propõem um mecanismo de escalonamento apenas para tráfego de tempo real. O mecanismo proposto neste artigo suporta os quatro níveis de serviço definidos pelo padrão IEEE 802.16 e utiliza uma abordagem simples baseada em três filas de prioridade.

Resultados obtidos a partir de experimentos de simulação mostram que o mecanismo de escalonamento proposto é capaz de atender os requisitos dos diferentes níveis de serviço e alocar recursos de forma justa para conexões da mesma classe.

O restante do artigo está organizado da seguinte forma: a Seção 2 descreve o padrão IEEE 802.16. A Seção 3 apresenta o mecanismo de escalonamento proposto. As Seções 4 e 5 apresentam, respectivamente, os experimentos de simulação realizados e os resultados obtidos. A Seção 6 resume os trabalhos relacionados e a Seção 7 traz as considerações finais.

2. O padrão IEEE 802.16

A arquitetura de uma rede que utiliza o padrão IEEE 802.16 possui dois elementos principais: *Base Station* (BS) e *Subscriber Station* (SS). A BS faz a comunicação entre a rede sem fio e a rede núcleo, enquanto a SS fornece ao usuário acesso à rede núcleo através do estabelecimento de conexões com a BS em uma topologia Ponto-Multiponto (PMP). O padrão também permite topologias *Mesh* (opcional). A principal diferença entre as topologias PMP e *Mesh* está no fato de que em uma rede PMP o tráfego flui apenas entre a BS e as SSs, enquanto que no modo *Mesh*, o tráfego pode ser roteado através das SSs e pode ocorrer diretamente entre duas SSs. Este trabalho enfoca redes com topologia PMP.

A camada física opera em um formato de *frames*, os quais são subdivididos em intervalos de tempo chamados *slots* físicos. Em cada *frame* há um *subframe downlink* e um *subframe uplink*. O *subframe downlink* é utilizado pela BS para a transmissão de dados e de informações de controle para as SSs. O *subframe uplink* é compartilhado entre todas as SSs para transmissões que têm como destino a BS.

O padrão IEEE 802.16 permite dois modos de acesso ao meio físico: duplexação por divisão de frequência (*Frequency Division Duplexing* - FDD) e duplexação por divisão de tempo (*Time Division Duplexing* - TDD). No modo FDD os canais *downlink* e *uplink* operam simultaneamente em frequências diferentes. No modo TDD os *subframes uplink* e *downlink* compartilham a mesma frequência, logo, não é possível realizar transmissões simultâneas nos dois sentidos. Cada *frame* TDD tem um *subframe downlink* seguido por um *subframe uplink*. Neste trabalho, utiliza-se o modo de acesso TDD.

A camada de acesso ao meio (*Medium Access Control layer* - MAC) é orientada a conexão. Cada conexão é identificada por um identificador (*Connection Identifier* - CID) de 16 bits e cada SS tem um endereço MAC único que a identifica e é utilizado para registra-la e autentica-la na rede. Todo o tráfego, incluindo o tráfego não orientado a conexão, é mapeado para uma conexão. Além do gerenciamento das conexões, a camada MAC é responsável pelo controle de acesso ao meio e pela alocação de banda.

A alocação de recursos para as SSs é realizada sob demanda. Quando uma SS precisa de largura de banda para uma conexão, ela envia uma mensagem de requisição para a BS. Uma requisição de banda pode ser enviada como um pacote individual em um *grant* reservado para esse fim, ou pode ser enviada juntamente com um pacote de dados (*Piggyback*). A requisição de largura de banda pode ser incremental ou agregada. Uma requisição incremental indica a largura de banda adicional que a SS precisa, enquanto uma requisição agregada indica a largura de banda total requisitada pela SS. Para a SS, as requisições de banda sempre são referentes a uma determinada conexão, enquanto os *grants* alocados pela BS são destinados à uma SS e não à uma conexão em particular. Dessa forma, a SS pode utilizar o *grant* recebido para uma conexão diferente daquela para a qual a requisição foi feita. A alocação de *grants* para o envio de requisições de banda, chamada *polling*, pode se dar de duas formas:

- *unicast*: a SS recebe um *grant* cujo tamanho é suficiente para o envio de uma requisição de banda;
- baseado em contenção: utilizado quando não há banda disponível para fazer o *polling unicast* de todas as SSs. Nesse caso, a BS aloca um *grant* para um grupo de SSs, as quais devem competir pela oportunidade de enviar a mensagem de requisição. Para reduzir a probabilidade de colisão, apenas as SSs que necessitam de banda participam da contenção. Para resolução da contenção, as estações devem utilizar o algoritmo de *backoff* exponencial. O tamanho da janela mínima e da janela máxima de contenção é controlado pela BS.

A MAC também provê mecanismos para fornecer QoS aos tráfegos *uplink* e *downlink*. O principal mecanismo para a provisão de QoS consiste em associar os pacotes que passam pela camada MAC à um fluxo de serviço. O fluxo de serviço é um serviço da camada MAC que fornece transporte uni-direcional aos pacotes. Durante a fase de estabelecimento da conexão, esses fluxos de serviço são criados e ativados pela BS e pela SS. Várias seções das camadas superiores podem operar sobre o mesmo fluxo de serviço na camada MAC caso seus requisitos de QoS sejam os mesmos. Cada fluxo de serviço deve definir seu conjunto de parâmetros de QoS, dentre eles retardo máximo, largura de banda mínima e o tipo de serviço de escalonamento.

O padrão especifica quatro serviços de escalonamento. Cada fluxo é associado a um desses serviços e o escalonador da BS aloca largura de banda para as SSs seguindo o conjunto de regras definido por eles:

- *Unsolicited Grant Service* (UGS): suporta fluxos de tempo real que geram pacotes de dados com tamanho fixo periodicamente, tal como voz sobre IP. O serviço oferece *grants* com tamanho fixo periodicamente. Fluxos UGS não podem utilizar *slots* reservados para requisição de banda. Um fluxo UGS deve especificar os seguintes parâmetros de QoS: *Maximum Sustained Traffic Rate*, *Maximum Latency*, *Tolerated Jitter* e *Request/Transmission Policy*.
- *Real-Time Polling Service* (rtPS): suporta fluxos de tempo real que geram pacotes com tamanho variável periodicamente, como por exemplo vídeo MPEG. O serviço oferece *slots unicast* periódicos para requisição de largura de banda, os quais satisfazem as necessidades do fluxo e permitem à SS especificar o tamanho desejado para o *grant*. Conexões rtPS não podem utilizar *slots* de contenção reservados para requisição de banda. Os fluxos rtPS devem fornecer os seguintes parâmetros de QoS: *Minimum Reserved Traffic Rate*, *Maximum Sustained Traffic Rate*, *Maximum Latency* e *Request/Transmission Policy*.
- *Non-real-time Polling Service* (nrtPS): suporta tráfego não sensível ao retardo que requer *grants* de tamanho variável regularmente, tal como tráfego FTP. O serviço é similar àquele oferecido pelo rtPS, porém o *polling unicast* ocorre com menor frequência e o fluxo pode utilizar *slots* de contenção reservados para requisição de banda. Um fluxo nrtPS deve informar os seguintes parâmetros de QoS: *Minimum Reserved Traffic Rate*, *Maximum Sustained Traffic Rate*, *Traffic Priority* e *Request/Transmission Policy*.
- *Best Effort* (BE): suporta tráfego de melhor esforço sem quaisquer garantias de QoS. A SS pode utilizar tanto *slots unicast* quanto *slots* de contenção para requisitar largura de banda. Fluxos do tipo BE devem fornecer os parâmetros *Maximum Sustained Traffic Rate*, *Traffic Priority* e *Request/Transmission Policy*.

Uma variação do padrão IEEE 802.16, chamada IEEE 802.16e, foi especificada recentemente para permitir mobilidade na rede. O padrão IEEE 802.16e inclui um novo serviço chamado *extended real-time Polling Service* (ertPS). Entretanto, o escalonamento em redes IEEE 802.16e está fora do escopo deste trabalho.

3. Escalonamento

Esta seção apresenta o mecanismo de escalonamento proposto para a BS realizar a alocações dos recursos no sentido *uplink*.

Para estar de acordo com o padrão IEEE 802.16 o escalonador do tráfego *uplink* deve satisfazer as especificações dos quatro níveis de serviço. O serviço UGS requer *grants* periódicos para o envio de dados, enquanto os serviços rtPS e nrtPS devem receber *grants* periódicos para o envio de requisição de banda. Assim sendo, antes de atender as requisições enviadas pelas SSs o escalonador deve reservar parte da banda para os *grants* periódicos. Adicionalmente, o escalonador deve atender os requisitos de retardo máximo do serviço rtPS e o requisito de banda mínima dos serviços rtPS e nrtPS.

A Figura 1 apresenta a arquitetura do escalonador proposto para a BS. São utilizadas três filas de prioridade de forma que uma fila de baixa prioridade só é atendida quando as filas de maior prioridade estiverem vazias. A fila de baixa prioridade armazena as requisições de banda do serviço BE. Na fila intermediária estão as requisições de banda dos serviços rtPS e nrtPS enviadas pelas SSs. Essas requisições podem migrar para a fila de alta prioridade no momento em que precisarem ser atendidas para garantir a provisão de QoS. Além das requisições migradas da fila intermediária, a fila de alta prioridade armazena os *grants* periódicos que devem ser atendidos no próximo *frame*. Esses *grants* são gerados pelo escalonador. O intervalo entre *grants* para o serviço UGS é informado pelas SSs durante o estabelecimento da conexão, enquanto a periodicidade dos *grants* para envio de requisição é determinada pela BS.

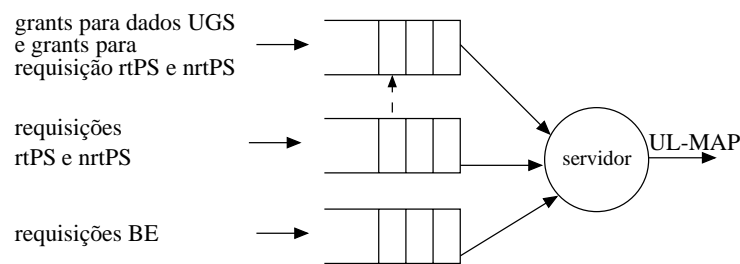


Figura 1. Arquitetura do escalonador proposto

A Figura 2 apresenta o módulo principal do algoritmo proposto. O escalonamento é realizado a cada *frame*. O primeiro passo consiste em incluir na fila de alta prioridade os *grants* para as conexões UGS e para requisição de banda que devem ser fornecidos no próximo *frame*. No passo seguinte, o algoritmo verifica quais requisições da fila intermediária devem ser escalonadas no próximo *frame* para atender os requisitos de retardo máximo e de banda mínima. As requisições selecionadas são transferidas para a fila de alta prioridade. Por fim, o algoritmo escalona as requisições da fila de alta prioridade e caso haja *slots* disponíveis escalona as requisições da fila intermediária e da fila de menor prioridade.

ALGORITMO *escalonamento*

1. insere na fila de alta prioridade requisições para os grants periódicos que devem ser alocados no próximo frame;
2. verificaDeadline;
3. verificaBandaMinima;
4. escalona as requisições da fila de alta prioridade começando pela cabeça da fila;
5. se a fila de alta prioridade está vazia e há slots disponíveis, escalona as requisições da fila intermediária começando pela cabeça da fila;
6. se a fila de alta prioridade e a fila intermediária estão vazias e há slots disponíveis, escalona as requisições da fila de baixa prioridade por ordem de chegada;

Figura 2. Módulo principal para escalonamento no sentido uplink

ALGORITMO *verificaDeadline*

1. Para cada requisição i na fila intermediária faça
2. se $\text{serviço}[\text{CID}] == \text{rtPS}$ então
3. $\text{frame}[i] = \lfloor (\text{deadline} - \text{current_time}) / \text{frame_duration} \rfloor$;
4. se $(\text{frame}[i] == 1)$ e $(\text{available_bytes} \geq \text{BR}[i])$ então
5. move requisição para a fila de alta prioridade;
6. $\text{granted_BW}[\text{CID}] = \text{granted_BW}[\text{CID}] + \text{BR}[i]$;
7. $\text{backlogged}[\text{CID}] = \text{backlogged}[\text{CID}] - \text{BR}[i]$;
8. $\text{available_bytes} = \text{available_bytes} - \text{BR}[i]$;

Figura 3. Módulo que verifica quais requisições possuem deadline no próximo frame

ALGORITMO *verificaBandaMinima*

1. Para cada conexão j do tipo rtPS ou nrtPS faça
2. $\text{backlogged_temp}[j] = \text{backlogged}[j]$;
3. $\text{granted_BW_temp}[j] = \text{granted_BW}[j]$;
4. Para cada requisição i na fila intermediária faça
5. se $(\text{BWmin}[\text{CID}] \leq \text{granted_BW_temp}[\text{CID}])$ então
6. $\text{prioridade}[i] = 0$;
7. senão
8. $\text{prioridade}[i] = \text{backlogged_temp}[\text{CID}] - (\text{granted_BW_temp}[\text{CID}] - \text{BWmin}[\text{CID}])$;
9. $\text{granted_BW_temp}[\text{CID}] = \text{granted_BW_temp}[\text{CID}] + \text{BR}[i]$;
10. $\text{backlogged_temp}[\text{CID}] = \text{backlogged_temp}[\text{CID}] - \text{BR}[i]$;
11. ordena a fila intermediária;
12. Para cada requisição i na fila intermediária faça
13. se $\text{available_bytes} \geq \text{BR}[i]$ então
14. move requisição para a fila de alta prioridade;
15. $\text{granted_BW}[\text{CID}] = \text{granted_BW}[\text{CID}] + \text{BR}[i]$;
16. $\text{backlogged}[\text{CID}] = \text{backlogged}[\text{CID}] - \text{BR}[i]$;
17. $\text{available_bytes} = \text{available_bytes} - \text{BR}[i]$;

Figura 4. Módulo que atribui prioridade para as requisições na fila intermediária de acordo com o requisito de banda mínima

A Figura 3 apresenta o procedimento que verifica quais requisições da fila intermediária devem ser escalonadas no próximo *frame* para garantir o requisito de retardo máximo. Para garantir o retardo máximo dos fluxos de tempo real, a BS deve determinar um *deadline* para cada requisição de banda enviada pelas conexões rtPS. Para calcular o *deadline* seria necessário conhecer o instante de chegada do pacote na fila de entrada da SS, dado que a BS não possui essa informação, supõe-se o pior caso, ou seja, que o pacote chegou na fila imediatamente após o envio da última requisição. Assim sendo, o valor do *deadline* é igual ao instante de chegada da última requisição somado com o retardo máximo requisitado pela conexão. Esse valor é utilizado pelo escalonador para determinar quando uma requisição de uma conexão rtPS deve migrar da fila intermediária para a fila de maior prioridade. Para cada requisição i de conexões rtPS na fila intermediária, se o *deadline* está no *frame* que segue o próximo *frame* e a quantidade de *bytes* requisitados ($BR[i]$) é menor ou igual a quantidade de *bytes* disponíveis no próximo *frame*, então a requisição migra para a fila de alta prioridade. Nesse caso, o algoritmo atualiza a quantidade de banda já alocada para a conexão em uma janela T ($granted_BW[CID]$), o somatório de *bytes* requisitados pela conexão e não atendidos ($backlogged[CID]$) e a quantidade de *bytes* disponíveis ($available_bytes$) no *frame*.

A Figura 4 apresenta o procedimento que determina quais requisições devem ser escalonadas no próximo *frame* para atender o requisito de banda mínima dos fluxos rtPS e nrtPS. Para atender esse requisito o algoritmo faz o escalonamento de forma que a banda mínima seja garantida dentro de uma janela de tempo T . Sempre que o algoritmo é executado, calcula-se um valor de prioridade para cada requisição da fila intermediária levando em consideração os seguintes dados da conexão que a gerou: requisito de banda mínima ($BWmin[CID]$), $backlogged[CID]$ e $granted_BW[CID]$. A prioridade de uma requisição i é diretamente proporcional ao valor atribuído à $priority[i]$. Em seguida, as requisições de maior prioridade são transferidas para a fila de alta prioridade até que todos os *slots* do *frame* estejam ocupados ou até que a fila fique vazia.

O mecanismo proposto é baseado no padrão IEEE 802.16, portanto, o serviço ertPS, especificado na padrão IEEE 802.16e, não é considerado. O serviço ertPS utiliza um mecanismo de alocação de *grants* semelhante àquele utilizado pelo serviço UGS. A diferença é que os *grants* alocados periodicamente podem ser usados para o envio de requisição de banda para informar o tamanho desejado para os próximos *grants*. O escalonador proposto pode ser facilmente estendido para dar suporte a esse serviço, dado que a alocação de banda para as conexões ertPS pode ser feita da mesma forma em que o escalonador aloca banda para o serviço UGS.

4. Experimentos de simulação

O algoritmo de escalonamento proposto foi avaliado através de experimentos de simulação com a ferramenta ns-2 (*Network Simulator*) [ns 2002]. Essa ferramenta possui um módulo para simulação de redes sem fio, porém, não implementa a camada MAC do padrão 802.16. Assim sendo, além de implementar o algoritmo de escalonamento proposto, foi necessário incluir no ns-2 um módulo para simulação de redes 802.16.

Os experimentos de simulação realizados têm como objetivo estudar as propriedades do escalonador e analisar seu comportamento em uma rede com canal em condições ideais, ou seja, sem perda ou alteração dos pacotes. Na próxima etapa do estudo, serão

considerados os efeitos do canal sem fio e investigadas possíveis alterações no mecanismo de escalonamento para lidar com a variabilidade do canal.

Tabela 1. Parâmetros de configuração da rede

Parâmetro	valor
camada física	OFDM
largura de banda	40Mbps
duração dos frames	5ms
duplexação	TDD

Tabela 2. Traces de vídeo utilizados nas simulações

vídeo	taxa média (Mbps)	taxa de pico (Mbps)	variância do tamanho dos frames	Hurst
Friends vol4 DVD	0.181544	1.175520	71620243.645425	0.777175
Lecture Gupta	0.181544	2.218080	71620243.645425	0.777175
Baseball	0.144776	1.859760	38430999.822669	0.684708
Lady Tramp DVD	0.048951	0.910080	8282030.584567	0.813108
Ice Age DVD	0.065940	1.058400	11347671.977999	0.834963
Dreamcatcher DVD	0.063146	0.932400	8685118.764458	0.700975
Aladdin	0.209843	2.242800	72480467.128562	0.876541

O cenário de simulação consiste em uma BS conectada a um nó fixo por meio de um enlace de 100Mbps e retardo de 2ms e as SSs estão uniformemente distribuídas ao redor da BS. A Tabela 1 apresenta os parâmetros de configuração da rede.

Em todos os cenários simulados supõe-se a presença de um mecanismo de controle de admissão para que os resultados não sejam influenciados por um número excessivo de conexões na rede. Para evitar que o escalonamento nas SSs interfira na avaliação do mecanismo de escalonamento na BS, cada SS possui apenas um fluxo de tráfego.

Os experimentos utilizam tráfego de voz, vídeo, FTP e WEB que são mapeados, respectivamente, para as classes de serviço UGS, rtPS, nrtPS e BE. O tráfego de voz é gerado por uma fonte *on/off* [Brady 1969]. Durante o período *on* são gerados pacotes de 66 bytes a cada 20ms e a duração dos períodos *on* e *off* segue uma distribuição exponencial com médias 1,2 e 1,8 segundos, respectivamente. O tráfego de vídeo é obtido a partir de traces de vídeo reais [Seeling 2004]. As principais características dos traces utilizados estão descritas na Tabela 2. O tráfego WEB é gerado a partir de uma distribuição híbrida Lognormal/Pareto. O corpo da distribuição, correspondendo à uma área de 0,88, é modelado por uma distribuição Lognormal com média 7247 bytes enquanto a cauda é modelada por uma distribuição Pareto com média de 10558 bytes [Barford 1998]. O tráfego FTP é gerado utilizando uma distribuição exponencial com média de 512 KBytes.

O intervalo entre *grants* para o serviço UGS é de 20ms, pois, de acordo com o padrão IEEE 802.16, a BS deve alocar *grants* para esse serviço em intervalos iguais aos intervalos em que a aplicação gera os pacotes. O intervalo entre *grants unicast* para o envio de requisição de banda é de 20 ms para o serviço rtPS e 1 s para o serviço nrtPS.

O serviço rtPS tem requisito de retardo máximo de 100ms e o requisito de banda mínima varia para cada conexão de acordo com a taxa média do vídeo transmitido (veja Tabela 2). O serviço nrtPS tem requisito de banda mínima de 200Kbps e o serviço BE não tem nenhum requisito de QoS.

5. Resultados

Esta seção apresenta os resultados obtidos com a simulação de três cenários diferentes. O objetivo destes experimentos é investigar a capacidade do escalonador em prover QoS sob diferentes cenários de carga oferecida bem como sua capacidade em compartilhar a largura de banda de forma justa entre fluxos no mesmo nível de serviço.

Cada simulação foi rodada 10 vezes com sementes diferentes para gerar o intervalo de confiança de 95% usando o método de replicação. As figuras mostram a média obtida e o intervalo de confiança de 95%.

5.1. Cenário 1

O primeiro cenário inclui uma BS e o número de SSs varia de 10 a 30. Cada SS possui uma conexão nrtPS e gera uma carga em torno de 600Kbps de acordo com o modelo de tráfego FTP apresentado na seção anterior. O objetivo deste experimento é verificar se a BS aloca recursos de forma justa entre conexões da mesma classe, independentemente do número de conexões na rede.

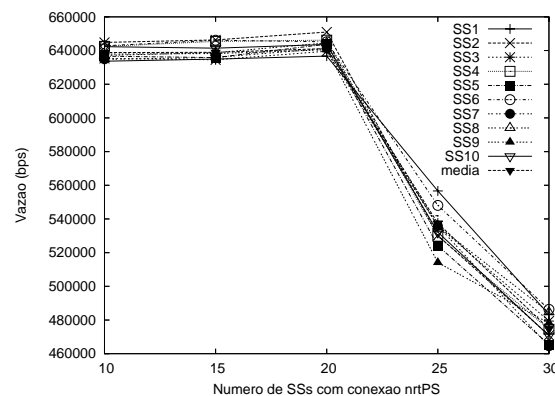


Figura 5. Vazão das conexões nrtPS

A Figura 5 apresenta a vazão de cada SS. Para melhor visualização, são apresentados apenas os resultados para os nós de 1 a 10 e a média da vazão de todos os nós com o intervalo de confiança de 95%. Como pode-se notar, o escalonador aloca os recursos de forma justa entre as conexões ativas. O coeficiente de variação da vazão para os cenários com 10, 15 e 20 SSs ativas é de 0,01, enquanto que para os cenários com 25 e 30 SSs ativas o coeficiente de variação é de 0,02. Quando há poucas SSs na rede, o escalonador consegue alocar mais *slots* para cada SS resultando em uma vazão em torno de 640Kbps. Com o aumento no número de SSs, o escalonador tenta alocar os recursos de forma justa entre as SSs e, dessa forma, cada SS recebe um número menor de *slots* e, conseqüentemente, tem a vazão reduzida. Quando há 25 SSs ativas na rede, a vazão da SS1 e da SS9 difere em 45Kbps. Essa pequena diferença se deve ao alto número de conexões competindo pelos *slots* compartilhados para o envio requisição de banda. Colisões repetidas impõem um retardo extra na transmissão das requisições de banda resultando na redução da vazão das SSs envolvidas.

5.2. Cenário 2

Este cenário inclui uma BS, 6 conexões rtPS, 20 conexões nrtPS, 20 conexões BE e o número de conexões UGS varia de 15 a 35. O objetivo deste experimento é verificar

como o escalonador aloca os recursos entre conexões que pertencem a classes diferentes.

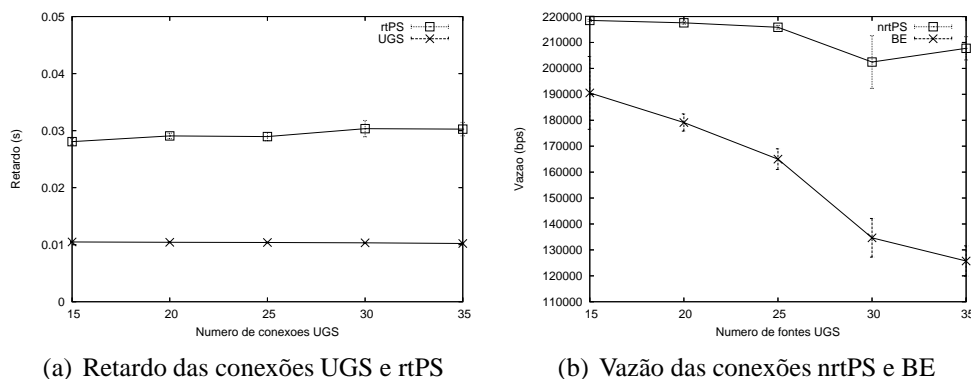


Figura 6. Resultados para o cenário 2

A Figura 6(a) apresenta o retardo das conexões UGS e rtPS. O retardo das conexões UGS não foi afetado com o aumento no número de conexões dessa classe, o que indica que o escalonador forneceu, em todos os casos, *grants* em intervalos constantes como requisitado pelo serviço. O retardo do tráfego rtPS foi pouco afetado pelo aumento nas conexões UGS e manteve-se sempre abaixo dos 100ms requisitados.

A Figura 6(b) apresenta a vazão das conexões nrtPS e BE. Nota-se que com o aumento no número de conexões UGS, a vazão das conexões nrtPS apresenta uma pequena queda, mas mantém-se acima do requisito de 200Kbps. No entanto, a vazão do tráfego BE sofre uma queda maior, o que é um resultado esperado dado o aumento na carga de uma classe de maior prioridade.

5.3. Cenário 3

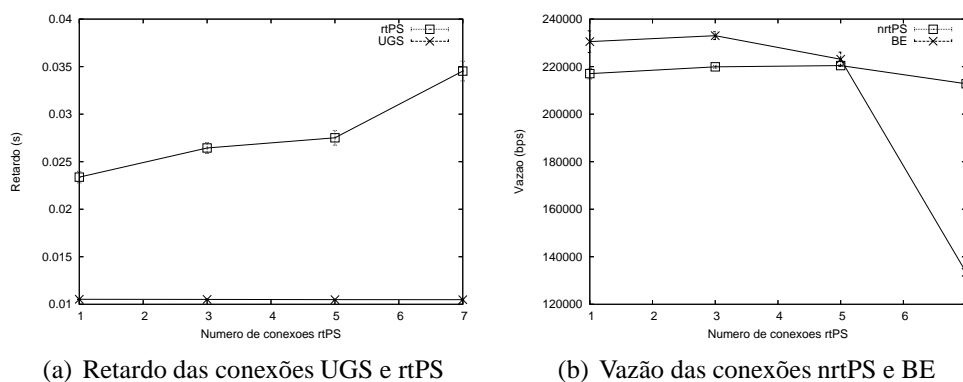


Figura 7. Resultados para o cenário 3

O terceiro cenário consiste em uma BS, 15 conexões UGS, 20 conexões nrPS, 20 conexões BE e o número de conexões rtPS varia entre 1 e 7. O objetivo desse experimento é avaliar como o escalonamento se comporta quando o número de conexões rtPS aumenta. Esse cenário parece semelhante ao cenário 2, porém, o tráfego de vídeo, que é mapeado para o serviço rtPS, tem características bem diferentes do tráfego de voz UGS. Além de ter uma maior demanda por largura de banda, tanto para o envio de dados quanto para o

envio de requisição de banda, o tráfego rtPS é altamente variável apresentando picos de carga que devem ser tratados pelo escalonador sem prejudicar o nível de QoS das outras classes. Assim sendo, a variação no número de conexões rtPS provoca maior impacto na carga oferecida e na dinâmica do tráfego do que a variação no número de conexões UGS.

A Figura 7(a) apresenta o retardo das conexões UGS e rtPS. Nota-se, novamente, que o retardo das conexões UGS não foi afetado pelo aumento na carga oferecida. Por outro lado, o retardo do tráfego rtPS aumentou com o aumento da carga, porém manteve-se abaixo dos 100ms requisitados.

A Figura 7(b) mostra a vazão das conexões nrtPS e BE. Nota-se que quando há até 3 conexões rtPS na rede, a vazão do tráfego BE foi maior do que a vazão do tráfego nrtPS, esse resultado mostra que quando há uma sobra de recursos, o escalonador a destina para o tráfego de baixa prioridade, evitando o desperdício de banda. É importante ressaltar que todo o tráfego nrtPS gerado foi atendido, dado que cada conexão nrtPS gera uma carga em torno de 200Kbps. Quando o número de conexões rtPS é maior do que 5, os recursos que eram destinados ao tráfego BE são utilizados para satisfazer as necessidades das classes de maior prioridade.

6. Trabalhos Relacionados

Hawa *et alii* [Hawa 2002] propõem um mecanismo para escalonamento do tráfego *uplink* para redes DOCSIS [Cable Labs 2004] e redes 802.16. O escalonador executado pela BS implementa uma combinação de escalonamento baseado em prioridades e da disciplina WFQ (*Weighted Fair Queueing*) para atribuir *grants* às SSs. O serviço UGS tem a prioridade mais alta para alocação de banda, o restante dos fluxos são servidos utilizando WFQ com prioridade. Entretanto, esse mecanismo aloca *grants* para as conexões e não para as SSs, o que era permitido em versões anteriores do padrão. Em [Chu 2002], a BS faz o escalonamento dos *grants* utilizando o algoritmo WRR (*Weighted Round Robin*). Entretanto, os autores não especificam como o algoritmo WRR deve atribuir os pesos para as SSs. Em ambos os trabalhos [Hawa 2002] e [Chu 2002] não são apresentados resultados que comprovem a eficiência e o desempenho dos mecanismos propostos.

Wongthavarawat e Ganz [Wongthavarawat 2003] também propõem um mecanismo de escalonamento na BS para o tráfego *uplink*. O mecanismo proposto utiliza uma combinação das disciplinas *Strict Priority*, EDF (*Earliest Deadline First*) e WFQ e a alocação de largura de banda acontece do serviço de mais alta prioridade até o de prioridade mais baixa: UGS, rtPS, nrtPS e BE. Para evitar inanição do tráfego de menor prioridade, há um módulo para policiamento do tráfego em cada SS que força a demanda por largura de banda de cada conexão ficar dentro do contrato estabelecido. O mecanismo proposto é avaliado através de experimentos de simulação, porém apenas tráfego rtPS e BE são utilizados. Em [Chen 2005], os autores utilizam a técnica *Deficit Fair Priority Queue* (DFPQ) para realizar o escalonamento dos *grants*. Resultados de simulação mostram que o algoritmo DFPQ é mais justo do que um algoritmo estritamente baseado em prioridades (*Priority Queue - PQ*), pois evita a inanição do serviço BE que ocorre quando utiliza-se a técnica PQ. Entretanto, os autores não mostram resultados sobre o retardo. Dado que para serviços UGS e rtPS o retardo é um parâmetro de QoS de suma importância, sua análise é indispensável para verificação do nível de QoS oferecido pelo mecanismo. Quando comparado aos trabalhos de [Hawa 2002, Wongthavarawat 2003, Chen 2005], o presente

artigo apresenta uma solução mais simples de ser implementada baseada em três filas de prioridade.

Sun *et alii* [Sun 2006] também propõem um mecanismo para o escalonamento de *grants*. O algoritmo utiliza duas filas: uma para escalonar os *grants* periódicos das conexões UGS, rtPS e nrtPS e a outra para escalonar os *grants* de dados para os fluxos rtPS, nrtPS e BE. A primeira fila é atendida sempre antes da segunda. O escalonamento da segunda fila acontece em duas fases: na primeira fase o algoritmo aloca para as conexões que enviaram requisição de banda uma quantidade de banda $b_i = \min\{B_i^{MIN}, BR_i\}$, onde B_i^{MIN} é o requisito de banda mínima da conexão e BR_i é a demanda de banda da conexão. Na segunda fase, caso haja banda disponível, o escalonador distribui a banda excedente respeitando o peso de cada conexão (previamente determinado de acordo com o tipo de serviço). A partir de resultados obtidos com experimentos de simulação, os autores concluem que o mecanismo proposto consegue prover QoS. Entretanto, os autores não apresentam as características do tráfego utilizado nas simulações, não ficando claro qual a taxa de utilização testada na rede.

Diferente de [Hawa 2002, Chu 2002, Sun 2006], o algoritmo proposto neste artigo leva em consideração não só o requisito de banda mínima, mas também o requisito de retardo máximo do tráfego de tempo real. Além disso, solução proposta neste artigo foi avaliada através de experimentos de simulação utilizando a ferramenta ns-2. Cenários com diferentes valores para carga oferecida foram testados e os fluxos foram gerados por modelos de tráfego de voz, vídeo e dados mapeados para as quatro classes de serviço especificadas no padrão IEEE 802.16.

Em [Cho 2005], Cho *et alii* propõem uma arquitetura de QoS que compreende um algoritmo de escalonamento de *grants* baseado em prioridades. O escalonamento para o serviço rtPS baseia-se no tempo de chegada dos pacotes, que é enviado para a BS através de pacotes UGS. A desvantagem dessa técnica está no fato de que se uma SS possui apenas fluxos do tipo rtPS, será necessário criar um fluxo UGS para auxiliar no processo de escalonamento, havendo um desperdício de largura de banda.

Em [Moraes 2005], os autores propõem um novo protocolo para a camada MAC do padrão IEEE 802.16 que inclui um mecanismo de escalonamento baseado na prioridade das mensagens e/ou das SSs. Na versão baseada na prioridade das mensagens, as mensagens de maior prioridade são transmitidas primeiro, independente da SS a que pertencem. Para mensagens pertencentes a mesma classe mas em SSs diferentes, a ordem de transmissão segue a ordem na qual as SSs acessam o canal. Para mensagens com mesma prioridade e na mesma SS, a transmissão ocorre por ordem de chegada. Na versão baseada na prioridade das SSs, dadas duas SSs com prioridades i e j , onde $i < j$ todas as mensagens da SS i são transmitidas antes das mensagens da SS j . Nas SSs, as mensagens são transmitidas de acordo com a prioridade e em ordem de chegada. Diferente da proposta apresentada em [Moraes 2005] o mecanismo proposto neste artigo segue o padrão IEEE 802.16, não exigindo quaisquer modificações na especificação.

Lee *et alii* [Lee 2005] apresentam um algoritmo para o escalonamento de *grants* para serviços de voz no sentido *uplink*. Os autores argumentam que o serviço UGS, por receber *grants* periódicos e de tamanho fixo, desperdiça recursos, dado que os fluxos de voz possuem períodos de silêncio. Por outro lado, o serviço rtPS, que recebe *grants* de

acordo com as requisições de banda enviadas, utiliza melhor os recursos da rede, mas o processo de envio das requisições causa maior sobrecarga e retardo de acesso do que o serviço UGS. Assim sendo, os autores propõem um algoritmo que considera as transições de estado do fluxo de voz (*on/off*) para eliminar as limitações impostas pelos serviços UGS e rtPS. As SSs utilizam um campo no cabeçalho MAC para informar o estado do fluxo para a BS. Se o estado for *on*, a BS aloca um *grant* de tamanho máximo para a SS para o envio de um pacote de voz. Caso o estado do fluxo seja *off*, a BS aloca um *grant* de tamanho mínimo para a SS, que pode ser utilizado para o envio do cabeçalho MAC.

Yang e Lu [Yang 2006] propõem um mecanismo de escalonamento para tráfego de vídeo. O mecanismo coordena a transmissão dos *frames I* dos vários fluxos para evitar a agregação dos mesmos e, conseqüentemente, o aumento excessivo da carga, dado que esses *frames* são, tipicamente, 2 a 10 vezes maiores do que os *frames P* ou *B*. Os autores comparam esse mecanismo com aquele proposto em [Wongthavarawat 2003]. Resultados de simulação indicam que a QoS (razão entre a quantidade de dados enviada sem violar o retardo máximo e o total transmitido) fornecida por ambos os mecanismos é semelhante, porém, o mecanismo proposto provê maior vazão na rede. Os mecanismos de escalonamento propostos em [Lee 2005] e [Yang 2006] tratam apenas do tráfego de tempo real, enquanto o mecanismo proposto neste artigo suporta os quatro níveis de serviço definidos pelo padrão IEEE 802.16.

7. Conclusão

O padrão IEEE 802.16 especifica funcionalidades para a provisão de Qualidade de Serviço, porém, não fornece uma solução completa, deixando em aberto quais disciplinas de escalonamento devem ser utilizadas.

Este artigo propõe um mecanismo de escalonamento para o tráfego *uplink*, ou seja, um mecanismo responsável pela alocação de recursos para as estações cliente. A solução proposta suporta os quatro níveis de serviço especificados no padrão e toma as decisões de escalonamento baseada nos requisitos de QoS e nas requisições de banda enviadas pelas conexões. Resultados de simulação com a ferramenta ns-2 apontam a eficácia do mecanismo proposto. Quando há conexões de classes diferentes na rede, o escalonador aloca *slots* suficientes para cada conexão de forma que os requisitos de QoS sejam atendidos. Se há sobra de recursos, isto é, se os recursos reservados para as classes de maior prioridade não estiverem sendo totalmente utilizados, estes são destinados a classe de menor prioridade evitando o desperdício de banda. Adicionalmente, o compartilhamento de recursos entre conexões de uma mesma classe é realizado de forma justa.

Como trabalho futuro, o escalonador será testado em cenários que consideram as variações típicas de um canal sem fio, como por exemplo, variações na taxa de transmissão das SSs e na taxa de perda de pacotes. A partir desse estudo, serão investigadas modificações do mecanismo, ou mesmo novos mecanismos, que considerem a variabilidade do canal, bem como SSs com condições de transmissão diferentes devido a sua localização física em relação a BS. Além disso, pretende-se elaborar um mecanismo de controle de admissão que opere conjuntamente com o escalonamento proposto.

Referências

IEEE Standard for Local and Metropolitan Area Networks - Part 16: Air Interface for

- Fixed Broadband Wireless Access Systems*. IEEE Std., Rev. IEEE Std802.16-2004, 2004.
- Barford, P. et alli (1998). *Changes in web client access patterns: Characteristics and caching implications*. Technical Report 1998-023, Boston University.
- Brady, P. (1969). *A model for generating On-Off speech patterns in Two-Way conversations*. Bell System Technical Journal, vol. 48, pg. 2445-2472.
- Chen, J., Jiao, W., Wang, H. (2005). *A Service Flow Management Strategy for IEEE 802.16 Broadband Wireless Access Systems in TDD Mode*. In Proceedings of the IEEE International Conference on Communications, pg. 3422-3426.
- Cho, D., Song, J., Kim, M. e Han, K. (2005). *Performance Analysis of the IEEE 802.16 Wireless Metropolitan Area Network*. In Proceedings of the First International Conference on Distributed Frameworks for Multimedia Applications, pg. 130-136.
- Chu, G., Wang, D. e Mei, S. (2002). *A QoS Architecture for the MAC Protocol of IEEE 802.16 BWA System*. In Proceedings of the IEEE ICCAS , pg. 435-439.
- Cable Television Labs Inc. (2004). *Data Over Cable Service Interface Specifications - Radio Frequency Interface Specification*. SP-RF1v2.0.
- Hawa, M. e Petr, D. W. (2002). *Quality of Service Scheduling in Cable and Broadband Wireless Access Systems*. In Proceedings of the 10th IEEE IWQoS, pg. 247-255.
- Lee, H., Kwon, T. e Cho, D. (2005). *An Enhanced Uplink Scheduling Algorithm Based on Voice Activity for VoIP Services in IEEE 802.16d/e System*. IEEE Communications Letters, vol. 9, no. 8, pg. 691-693.
- Moraes, L. F. M. e Maciel Jr., P.D. (2005). *Analysis and Evaluation of a New MAC Protocol for Broadband Wireless Access*. In Proceedings of the IEEE WirelessCom'05, pg. 1-7.
- Nair, G. et alli (2004). *IEEE 802.16 Medium Access Control and Service Provisioning*. Intel Technology Journal, vol. 8, no. 3, pg. 213-228.
- Pellegrini, F., Miorandi, D., Salvadori, E. e Scalabrino, N. (2006). *QoS support in WiMAX networks: issues and experimental measurements*. Relatório Técnico n. 200600009, CREATE-NET.
- Seeling, P., Reisslein, M. e Kulapala, B. (2004). *Network Performance Evaluation Using Frame Size and Quality Traces of Single-Layer and Two-Layer Video: A Tutorial*. IEEE Communications Surveys and Tutorials, vol. 6, no. 2, pg. 58-78.
- Sun, J., Yau, Y. e Zhu, H. (2006). *Quality of Service Scheduling for 802.16 Broadband Wireless Access Systems*. In Proceedings of the IEEE 63rd Vehicular Technology Conference, pg. 1221-1225.
- The Network Simulator - ns-2*. <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>, 2002.
- Wongthavarawat, K. e Ganz, A. (2003). *IEEE 802.16 based last mile broadband wireless military networks with Quality of Service support*. In Proceedings of the IEEE MILCOM'03, pg. 779-784.
- Yang, O. e Lu, J. (2006). *A new scheduling and CAC scheme for real-time video application in fixed wireless networks*. In Proceedings of the 3rd IEEE CCNC, pg. 303-307.