

Escalonador de Banda WiMAX para Redes Integradas EPON-WiMAX

Mariana Piquet Dias e Nelson Luís Saldanha da Fonseca

¹Instituto de Computação - Universidade Estadual de Campinas (UNICAMP)
Caixa Postal 6176 - 13084971 - Campinas-SP - Brasil

mariana@lrc.ic.unicamp.br, nfonseca@ic.unicamp.br

Abstract. *The integration of WiMAX networks with EPONs optical access networks take advantage of the large bandwidth availability in optical access networks and mobility provided by the wireless technology. In this integration, a WiMAX bandwidth scheduler that takes into account the variability of the channel capacity provided by the EPON scheduler is quite important, since the granted bandwidth must be sufficient to support the quality of service (QoS) requirements of WiMAX connections. This paper presents a standard-compliant WiMAX uplink scheduler that copes efficiently with bandwidth variability.*

Resumo. *A integração de redes WiMAX com redes ópticas de acesso EPON combina a disponibilidade da banda das redes ópticas com a mobilidade da tecnologia sem fio. Neste cenário de integração, um escalonador de banda WiMAX que leva em consideração a variabilidade da capacidade do canal provida pelo escalonador EPON é muito importante, já que a largura de banda concedida deve ser suficiente para prover os requisitos de qualidade de serviço (QoS) das conexões WiMAX. Este artigo apresenta um escalonador de banda uplink para redes WiMAX, compatível com o padrão, que lida eficientemente com a variabilidade da largura de banda.*

1. Introdução

Worldwide Interoperability for Microwave Access (WiMAX) é uma tecnologia de rede de acesso sem fio à banda larga bastante promissora que viabiliza o acesso sem fio com baixos custos de infraestrutura, ampla cobertura e alta velocidade de conectividade em longas distâncias. Além disto, é um padrão aberto que contempla interoperabilidade e provisão de qualidade de serviço (QoS) para suportar diferentes tipos de aplicações multimídia disponíveis na Internet [Cicconetti et al. 2006].

A integração de redes de acesso óptico e sem fio promove o aumento da área de cobertura das redes de acesso à banda larga. Neste contexto, as tecnologias de rede de acesso à banda larga WiMAX e *Ethernet Passive optical Network* (EPON) [McGarry et al. 2008] tem se destacado. Várias arquiteturas para integração de redes WiMAX com redes EPON foram propostas [Shen et al. 2007]. Na arquitetura híbrida, a estação base (BS) da rede WiMAX é um cliente da rede EPON, ou seja, conecta-se a unidade de rede óptica (ONU) da EPON (Figura 1). Na rede EPON, o terminal de linha óptico (OLT) distribui a largura de banda disponível entre as ONUs, de acordo com suas requisições feitas a cada rodada de concessões cíclicas. O protocolo da EPON decide a quantidade de banda

que cada ONU deve receber. Além disso, a banda concedida para a ONU-BS deve ser distribuída entre as estações cliente (SS) da BS.

Na rede integrada, a banda recebida pela BS muda a cada rodada do ciclo de concessão de banda da EPON. Portanto, o escalonador WiMAX localizado na ONU-BS deve levar em consideração a variabilidade da banda, quando conceder oportunidades de transmissão para as SSs. É possível que a BS receba menos banda do que o necessário para atender os requisitos de QoS de suas conexões. Desta forma, um escalonador WiMAX precisa ser definido para lidar com tal variabilidade, a fim de prover os requisitos de QoS das conexões.

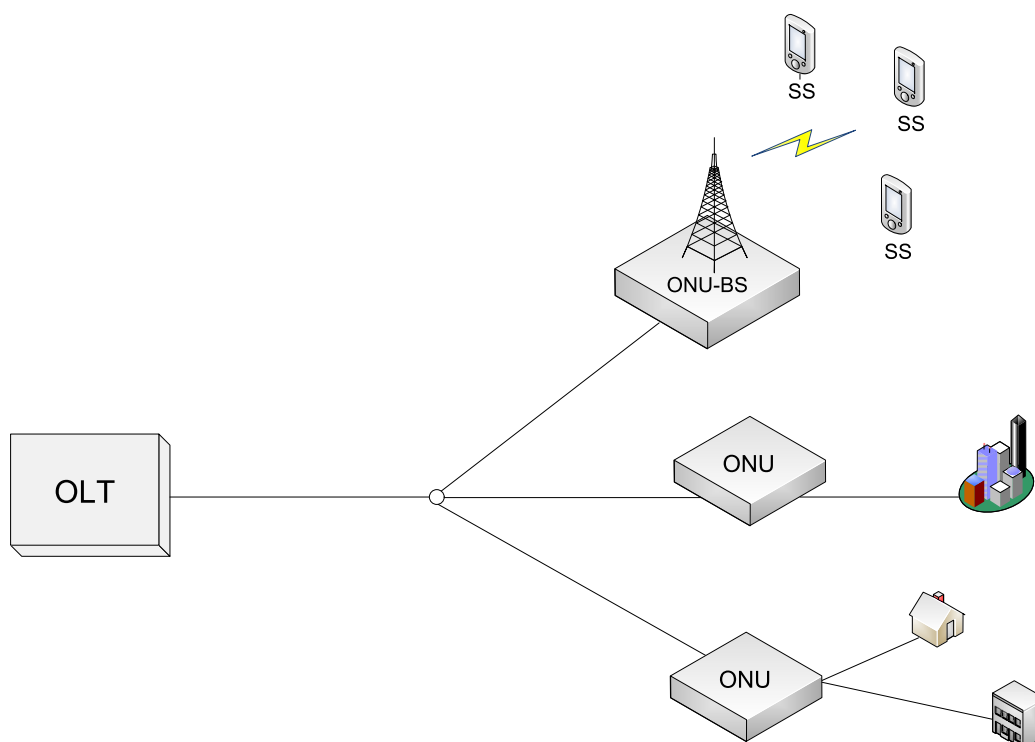


Figura 1. Arquitetura da rede integrada EPON-WiMAX

Este trabalho apresenta um escalonador WiMAX compatível com o padrão para redes integradas EPON-WiMAX baseado no escalonador proposto em [Borin and Fonseca 2009] para que os requisitos de QoS sejam providos. O desenvolvimento deste algoritmo é a primeira etapa para viabilização de um mecanismo de escalonamento para redes integradas. A maioria dos trabalhos existentes [Hwang et al. 2009] [Yang et al. 2009] [Yan et al. 2008] [Tang et al. 2009] [Luo et al. 2007] [Alsolami et al. 2009] propõe mudanças ou até novos protocolos de escalonamento para a parte EPON da rede integrada. O escalonador proposto neste trabalho foi desenvolvido para a ONU-BS e tem a vantagem de ser independente do protocolo EPON adotado. Isto facilita a implantação de redes integradas EPON-WiMAX aumentando seus benefícios.

Este trabalho está organizado da seguinte forma. A Seção 2 descreve como a QoS é provida em redes WiMAX. A Seção 3 apresenta o mecanismo de escalonamento. A Seção 4 descreve como foram feitos os experimentos de simulação do escalonador

proposto. A Seção 5 apresenta as análises dos resultados obtidos. E, na Seção 6, as considerações finais são delineadas.

2. QoS em Redes WiMAX

A provisão de qualidade de serviço (QoS) [Santitiro 2003] em redes WiMAX é facilitada pelo conceito de conexões e fluxos de serviço. Cada conexão no canal *uplink* de uma estação cliente (SS) para uma estação base (BS) é mapeado para um fluxo de serviço. Os cinco serviços pré-definidos são: UGS (*Unsolicited Grant Service*), ertPS (*extended real-time Polling Service*), rtPS (*real-time Polling Service*), nrtPS (*non-real-time Polling Service*) e BE (*Best Effort*) [802.16 2005].

O serviço UGS é usado para serviços de tempo real com tamanho de pacote fixo, como voz sobre IP (VoIP). O serviço ertPS é projetado para tráfego de tempo real com taxa variável e supressão de silêncio, como VoIP com supressão de silêncio. O serviço rtPS é apropriado para serviços de tempo real tais como vídeo MPEG. Conexões de serviço nrtPS são similares às rtPS exceto que não há garantia de atraso máximo, como tráfego FTP. Não há garantia de QoS para serviços BE, como tráfego WEB.

Cada classe de serviço é associada a um conjunto de parâmetros de QoS [802.16 2005]. O requisito latência máxima (*maximum latency*) especifica a latência máxima entre a recepção do pacote pela SS e o envio do pacote para a sua interface de rede. O requisito de taxa mínima (*minimum reserved traffic rate*) especifica a taxa mínima para os fluxos de serviço ertPS, rtPS, e nrtPS. O escalonador *uplink* deve ser capaz de satisfazer pelo menos os requisitos mínimos de cada requisição de banda feita pelos fluxos de serviço. O requisito de taxa máxima (*maximum sustained traffic rate*) define a informação da taxa de pico para os fluxos de serviço UGS, ertPS, e rtPS. O requisito de rajada máxima (*maximum traffic burst*) define o tamanho máximo da rajada que será acomodada por este serviço. O requisito de intervalo de concessão não solicitado (*unsolicited grant interval*) especifica o intervalo entre sucessivas oportunidades de transmissão para os fluxos de serviço UGS e ertPS.

3. Escalonador DBQUS

Esta seção introduz um novo mecanismo de escalonamento *uplink* para redes EPON-WiMAX. O escalonador, *Deficit-based QoS Uplink Scheduler* (DBQUS), é baseado no mecanismo *Migration-based Scheduler for QoS Provisioning* (MBQoS) proposto em [Borin and Fonseca 2009], que não leva em consideração a variabilidade da largura de banda do canal. O MBQoS é um escalonador baseado em filas de prioridade que escalona as requisições das classes de serviço com maior prioridade e, caso haja *slots* disponíveis, escalona as requisições das classes de mais baixa prioridade, a fim de garantir QoS. O MBQoS pressupõe que sempre haverá banda suficiente para atender as requisições dos fluxos de mais alta prioridade.

O escalonador DBQUS busca atender as requisições de banda das conexões priorizando os fluxos de serviço, de acordo com seus requisitos de QoS, quando há largura de banda disponível, e compensando na próxima oportunidade as conexões ainda não atendidas, caso não haja largura de banda suficiente. O escalonador guarda a informação da quantidade de banda que faltou para atender o requisito mínimo (*deficitMinimum*) de cada conexão. Desta forma, o mecanismo atende estes déficits, assim que possível,

guardando a prioridade de cada classe de serviço. Esta compensação é realizada para as conexões, de acordo com a ordem decrescente de prioridade.

O escalonador proposto utiliza três filas com diferentes prioridades: baixa, intermediária e alta. A fila de baixa prioridade armazena requisições de banda de fluxos BE. A fila intermediária armazena requisições de banda enviadas por conexões rtPS e nrtPS. Requisições desta fila podem migrar para a fila de alta prioridade para que seus requisitos de QoS sejam garantidos. A fila de alta prioridade armazena *grants* periódicos e requisições *unicast* que devem ser escalonadas no *frame* seguinte. A BS executa o escalonador *uplink* a cada *frame* e envia informações de escalonamento para as SSs através de mensagens UL-MAP¹.

Cada vez que o escalonador é executado, calcula-se um valor de prioridade para cada requisição na fila intermediária, considerando o *deficitMinimum* de cada conexão. Assim, o escalonador tenta suprir déficits gerados pela falta de largura de banda. Após migrar as requisições com *deficitMinimum* positivo, o mesmo calcula o valor de prioridade para as requisições restantes na fila intermediária, utilizando o requisito de taxa mínima, requisições *backlogged* (número de *bytes* requisitados por uma conexão) e taxa de tráfego recebidos na janela corrente. Valores baixos de prioridade são atribuídos para requisições de conexões que já tenham recebido o requisito de taxa mínima na janela corrente. Para as requisições restantes, quanto menor a taxa recebida pela conexão, maior é o valor de prioridade atribuído.

Uma vez que todas as alocações de banda necessárias para uma única SS foram realizadas em um *grant* no UL-MAP, o DBQUS garante que a soma da banda alocada para uma única conexão é menor ou igual ao requisito do tamanho máximo da rajada. Além disso, o escalonador não aloca banda para uma conexão se resultar na violação do requisito de taxa máxima. Da mesma forma como no escalonador [Borin and Fonseca 2009], um *dual leaky bucket* é usado para o policiamento dos requisitos de tamanho máximo da rajada e taxa máxima.

Algoritmo 1 Algoritmo DBQUS

- 1: *checkGrants*
 - 2: *checkMinimumBandwidth(deficitMinimum)*
 - 3: *checkDeadline*
 - 4: *checkMinimumBandwidth(deficit)*
 - 5: *distributeFreeResources*
 - 6: Escalona as requisições da fila de alta prioridade começando pela cabeça da fila
-

O Algoritmo DBQUS (Algoritmo 1) descreve o esquema do escalonador proposto neste trabalho. Após inserir *grants* periódicos na fila de alta prioridade, o algoritmo verifica quais conexões rtPS e nrtPS devem migrar da fila intermediária para a fila de alta prioridade (linhas 2, 3 e 4). Na linha 5, o escalonador distribui os recursos de banda não alocados dentre conexões BE. Por fim, todas as requisições na fila de alta prioridade são servidas. No Algoritmo 2, os procedimentos do DBQUS são detalhados. Nos parágrafos

¹O UL-MAP é um campo do *subframe downlink* que especifica o identificador do canal *uplink*, o instante inicial do subframe *uplink* e as oportunidades de transmissão (*grants*) alocadas para as SSs

seguintes, serão descritos os procedimentos do Algoritmo 1, além disto, serão feitas referências ao Algoritmo 2.

O procedimento **checkGrants** migra *grants* periódicos de fluxos de alta prioridade, UGS e ertPS. Primeiramente, verifica-se se há algum fluxo UGS com *deficitMinimum* positivo, ou seja, se alguma requisição anterior deixou de ser atendida. Estas possuem a maior prioridade no algoritmo e são inseridas na fila de alta prioridade enquanto há banda disponível (linhas 2-4). Em seguida, enquanto há banda disponível, são atendidos os *grants* periódicos UGS que devem ser concedidos no próximo *frame* (linha 5). Depois disto, o mesmo processo é repetido para fluxos ertPS, priorizando primeiramente os que têm *deficitMinimum* positivo (linhas 6-9).

O procedimento **checkMinimumBandwidth(deficitMinimum)** tenta atender os fluxos rtPS e nrtPS que estão com *deficitMinimum* positivo. Primeiramente, calcula-se um valor de prioridade para cada requisição na fila intermediária. Neste caso, a prioridade é o valor do *deficitMinimum*. Em seguida, ele ordena a fila intermediária, de acordo com os valores de prioridade atribuídos para as requisições, ordenando primeiramente as requisições com *deficitMinimum* maior (linhas 19-34). No último passo, o escalonador tenta migrar as requisições para a fila de alta prioridade, utilizando o procedimento **migrateBWRequest** seguindo a ordem de prioridade estabelecida (linhas 35-38).

No procedimento **checkDeadline**, o escalonador tenta migrar requisições rtPS da fila intermediária para a fila de alta prioridade, utilizando o procedimento **migrateBWRequest** se há banda disponível. Requisições rtPS com *deadline* que expira após o *frame* seguinte e que não tenham recebido o requisito de taxa mínima, na janela corrente, são migradas para a fila de alta prioridade (linhas 14-17).

O procedimento **checkMinimumBandwidth(deficit)** é semelhante ao procedimento **checkMinimumBandwidth(deficitMinimum)**, modificando-se apenas a forma de calcular a prioridade de cada requisição (linhas 24-30). Neste instante, nenhuma requisição possui *deficitMinimum*, assim, as requisições podem ser ordenadas através do *deficit* existente para alcançar o requisito de taxa mínima (linhas 19-38).

O procedimento **distributeFreeResources** distribui os *slots* não utilizados pelos serviços de mais alta prioridade para as conexões BE, migrando as requisições da fila de baixa prioridade para a fila de alta prioridade (linhas 40-43).

O procedimento **migrateBWRequest** é uma função auxiliar que verifica se a quantidade de banda solicitada pela requisição que está sendo migrada está disponível no *subframe uplink*. Sempre que a banda disponível for menor do que a banda solicitada, a mesma será alocada e a solicitação da alocação de banda restante será realizada futuramente (linhas 45-48). A alocação de parte da banda requisitada também será adiada caso resulte em violação do valor do requisito do tamanho máximo da rajada (linhas 49 e 50). Após a definição da banda que pode ser alocada para a requisição (*grantSize*), e caso esse valor seja menor do que a banda solicitada pela requisição, cria-se uma nova requisição com tamanho igual a quantidade de banda que não será migrada e esta requisição é inserida no final da fila intermediária (linhas 51-53). Atualiza-se, então, a banda solicitada pela *i*-ésima requisição, para *grantSize* e esta é migrada para a fila de alta prioridade (linhas 54-59).

Algoritmo 2 Procedimentos

```

1: checkGrants
2: for cada conexão UGS  $u$  do
3:   if availableBW > 0 and deficitMinimum[ $u$ ] > 0 then
4:     MigrateBWRequest( $u$ );
5:   Insert the UGS grants while availableBW > 0
6:   for cada conexão ertPS  $e$  do
7:     if availableBW > 0 and deficitMinimum[ $e$ ] > 0 then
8:       MigrateBWRequest( $e$ );
9:   Insert the ertPS grants while availableBW > 0
10: checkDeadline
11: for cada requisição  $i$  na fila intermediária do
12:   if availableBW = 0 then
13:     break;
14:   if service[CID] = rtPS then
15:     frame[ $i$ ] =  $\lfloor (\text{deadline}[i] - \text{currentTime}) / \text{frameDuration} \rfloor$ ;
16:     if frame[ $i$ ] = 3 e TwndTR[CID] < minTR[CID] then
17:       MigrateBWRequest( $i$ );
18: checkMinimumBandwidth (priority type)
19: for cada requisição do tipo rtPS ou nrtPS do
20:   backlogged_tmp[CID] = backlogged[CID];
21:   TwndTR_tmp[CID] = TwndTR[CID];
22:   bucket2_tmp[CID] = bucket2[CID];
23: for cada requisição  $i$  na fila intermediária do
24:   if minTR[CID]  $\leq$  TwndTR_tmp[CID] or bucket2_tmp[CID] = 0 then
25:     priority[ $i$ ] = 0;
26:   else
27:     if priorityType = deficit then
28:       priority[ $i$ ] = backlogged_tmp[CID] - (TwndTR_tmp[CID] - minTR[CID]);
29:     else
30:       priority[ $i$ ] = minTR[CID] - TwndTR_tmp[CID];
31:       TwndTR_tmp[CID] = TwndTR_tmp[CID] + BR[ $i$ ];
32:       bucket2_tmp[CID] = bucket2_tmp[CID] + BR[ $i$ ];
33:       backlogged_tmp[CID] = backlogged_tmp[CID] - BR[ $i$ ];
34:   Ordene a fila intermediária em ordem não-decrescente de prioridade;
35: for cada requisição  $i$  na fila intermediária do
36:   if availableBW = 0 or (priorityType = 'deficitMin' and priority[ $i$ ]  $\leq$  0) then
37:     break;
38:   MigrateBWRequest( $i$ );
39: DistributeFreeResources
40: for cada requisição  $i$  na fila de baixa prioridade do
41:   if availableBW = 0 then
42:     break;
43:   MigrateBWRequest( $i$ );
44: MigrateBWRequest(i)
45: if BR[ $i$ ] > availableBW then
46:   grantSize = availableBW;
47: else
48:   grantSize = BR[ $i$ ];
49: if grantSize > bucket2[CID] then
50:   grantSize = bucket2[CID];
51: if 0 < grantSize < BR[ $i$ ] then
52:   crie uma nova requisição  $j$  para a conexão CID com BR[ $j$ ] = BR[ $i$ ] - grantSize;
53:   insira a requisição  $j$  no final da fila intermediária;
54: BR[ $i$ ] = grantSize;
55: Mova a requisição  $i$  para a fila de maior prioridade;
56: TwndTR[CID] = TwndTR[CID] + grantSize;
57: bucket2[CID] = bucket2[CID] - grantSize;
58: backlogged[CID] = backlogged[CID] - grantSize;
59: availableBW = availableBW - grantSize;

```

4. Simulações

Simulações para avaliar o escalonador proposto no Network Simulator (NS-3) foram realizadas, utilizando-se o módulo WiMAX [Farooq and Turletti 2009]. As simulações tem 1.200 segundos de duração. O intervalo de confiança de 95% foi obtido pelo método de replicação independente.

O cenário da simulação consiste em um conjunto de estações clientes, numericamente, variando entre 1 e 16 SSs, dependendo do experimento, e uma estação base. A capacidade do canal varia aleatoriamente entre 70% e 100% da capacidade máxima de 30 Mbps, segundo uma distribuição uniforme. 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, voz com supressão de silêncio, vídeo e FTP, os quais são associados às classes de serviço UGS, ertPS, rtPS e nrtPS. Experimentos com a classe BE não foram realizados porque os mesmos não influenciam nas análises de provisão de QoS para serviços de alta prioridade.

O tráfego de voz é gerado por uma fonte *on/off*. A duração dos períodos *on* e *off* segue uma distribuição exponencial com médias 1,2 e 1,8 segundos, respectivamente. Durante o período *on* são gerados pacotes de 66 bytes a cada 20ms [Brandy 1969]. O tráfego de voz com supressão de silêncio utiliza a codificação EVRC (*Enhanced Variable Rate Codec*) [3GPP2 C.S0014-0]. Os pacotes são gerados a cada 20 ms utilizando taxa 1 (171 bits/pacote), taxa 1/2 (80 bits/pacote), taxa 1/4 (40 bits/pacote) ou taxa 1/8 (16 bits/pacote). O tráfego de vídeo é obtido a partir de traces de vídeo reais MPEG-4 [Seeling et al. 2004]. O tráfego FTP é gerado utilizando uma distribuição exponencial com média de 512 KBytes.

O requisito *unsolicited grant interval* para os serviços UGS e ertPS é de 20ms. O requisito de latência máxima do serviço rtPS é de 300ms e o requisito de taxa mínima varia de acordo com a taxa média do vídeo transmitido. O serviço nrtPS tem requisito de taxa mínima de 200 Kbps e taxa máxima de 800 Kbps.

5. Análise dos Resultados

Nesta seção, os resultados obtidos com as simulações são descritos em três cenários diferentes. O objetivo destes experimentos é analisar a capacidade do DBQUS em prover QoS em diferentes cenários de simulação, levando em consideração a variabilidade da largura de banda do canal. Além disto, o tempo que o mecanismo leva para suprir o *deficitMinimum* e a respectiva velocidade com que isto é feito são avaliados. Os resultados obtidos são comparados com o mecanismo MBQoS.

5.1. Cenário 1

Este cenário de simulação consiste em uma BS, 3 SSs com conexão UGS, 3 SSs com conexão ertPS e o número de SSs com conexão nrtPS varia entre 1 e 6. O objetivo desse cenário é avaliar se o mecanismo DBQUS provê QoS para as classes de serviço de alta prioridade mesmo com o aumento de conexões nrtPS e, além disto, verificar se atende o requisito de taxa mínima para a classe nrtPS.

A Figura 2(a) mostra a vazão das conexões UGS, ertPS e nrtPS. É possível observar que mesmo com o aumento do número de conexões nrtPS, a vazão das conexões

UGS e ertPS para os mecanismos DBQUS e MBQoS não foi alterada, já que pertencem a classes de mais alta prioridade. Respeitando o requisito de QoS, a vazão das conexões nrtPS ficou acima do requisito de taxa mínima (200Kbps) e abaixo do requisito de taxa máxima (800 Kbps) desta classe de serviço. Conforme o número de conexões nrtPS aumenta, a vazão alcançada por estas conexões diminui dado que há mais conexões disputando o mesmo recurso, porém o requisito de taxa mínima mantém-se, garantindo QoS para esta classe de serviço. Há uma pequena diferença entre a vazão dos mecanismos MBQoS e DBQUS. O DBQUS utilizou a banda concedida para recuperar o *deficitMinimum* dos fluxos de serviço ertPS mantendo o atraso constante (Figura 2(b)), fazendo com que a vazão seja um pouco menor do que no mecanismo MBQoS, o qual não recupera *deficit* de fluxos de serviço de mais alta prioridade.

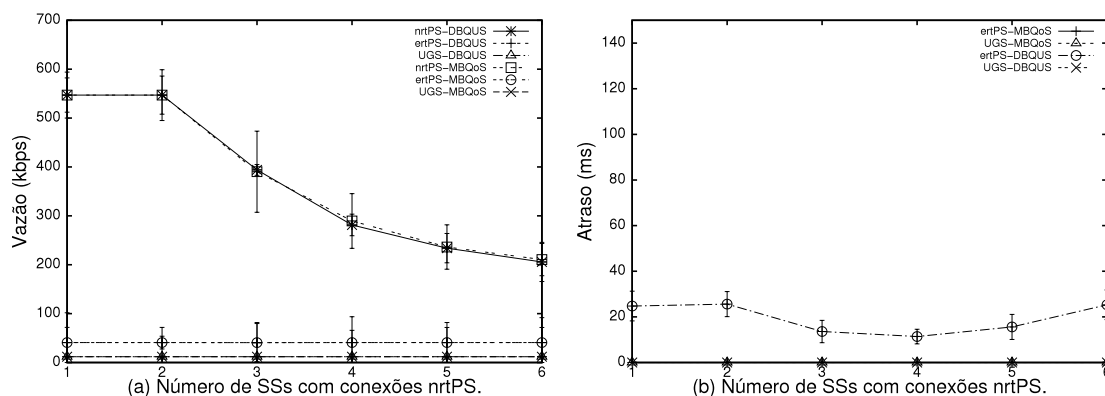


Figura 2. (a) Vazão das conexões UGS, ertPS e nrtPS. (b) Latência das conexões UGS e ertPS.

Na Figura 2(b), a latência das conexões UGS e ertPS são mostradas. Conexões nrtPS não possuem o requisito de latência máxima, por isso não aparecem no gráfico. É possível observar que no DBQUS, a latência dos fluxos UGS e ertPS não foram afetadas, mesmo com a variabilidade da largura de banda do canal devido ao fato de que o escalonador forneceu *grants* periódicos para estas conexões garantindo os intervalos constantes requeridos por estes serviços. O MBQoS não possui nenhum mecanismo para manutenção do *deficitMinimum*, assim o valor do atraso para conexões ertPS são altos, aproximando-se de 5s, o que mostra que o MBQoS não é capaz de garantir os requisitos de QoS quando a capacidade do canal é variável, como esperado. O valor do atraso das conexões UGS nos mecanismos MBQoS e DBQUS são equivalentes.

A Figura 3(a) mostra a taxa média com que o *deficitMinimum* das conexões ertPS e nrtPS é atendido para o DBQUS. Mesmo com o aumento no número de conexões nrtPS, o DBQUS atende as conexões de mais alta prioridade (UGS and ertPS). Como consequência, a taxa média de recuperação de *deficitMinimum* para conexões nrtPS tende a decrescer quando o *deficitMinimum* para UGS e ertPS são compensados, atingindo aproximadamente 5Kbps. Conexões UGS tiveram *deficitMinimum* nulo, conforme mostrado na Figura 2(b), desta forma a taxa média de recuperação de *deficitMinimum* também é nula.

Na Figura 3(b), o tempo para recuperar o *deficitMinimum* de conexões ertPS é constante, enquanto que o tempo para recuperar o *deficitMinimum* de conexões nrtPS cresce a medida que o número de conexões desta classe aumenta. Isto ocorre devido a

competição por recursos entre as conexões nrtPS e ao fornecimento equitativo de banda entre estas classes. Com o aumento do tempo, a velocidade com que o *deficitMinimum* é consumido diminui, como pode ser visto na Figura 3(a).

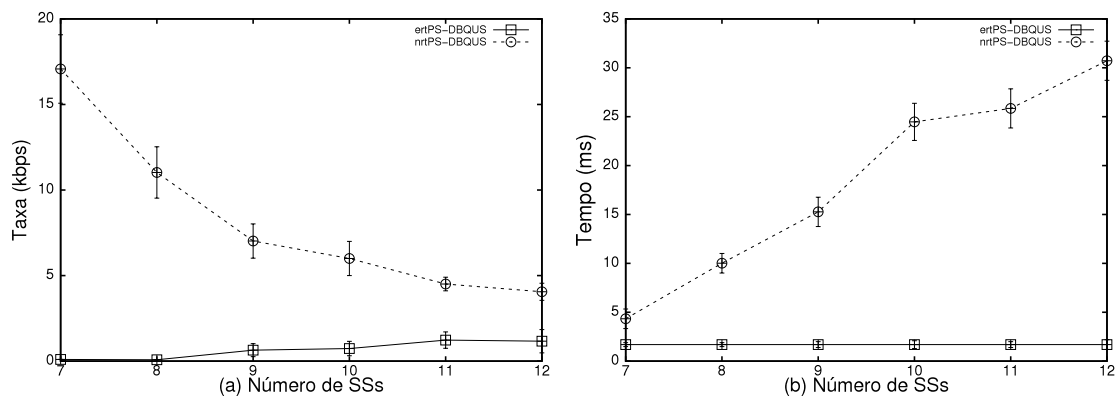


Figura 3. (a) Taxa média de compensação de *deficitMinimum* para as conexões ertPS e nrtPS. (b) Tempo total para suprir o deficit de conexões ertPS e nrtPS

5.2. Cenário 2

Este cenário é semelhante ao cenário 1, com uma BS, 3 SSs com conexão UGS, 3 SSs com conexão ertPS, porém o número de SSs com conexão rtPS varia entre 1 e 6. O objetivo desse experimento é avaliar se os requisitos de QoS para as conexões rtPS são contemplados, bem como avaliar se o escalonador DBQUS provê QoS para as demais classes de serviço, quando o número de conexões rtPS aumenta.

Na Figura 4(a), as conexões UGS e rtPS atingiram uma vazão constante, mesmo com o incremento de conexões rtPS. Isto se deve ao fato das conexões rtPS pertencerem a uma classe de baixa prioridade em relação às classes UGS e ertPS. Além disso, as conexões rtPS conseguiram respeitar o requisito de taxa mínima de 150Kbps, o qual é determinado individualmente por cada fluxo de vídeo, com uma média de 180Kbps. Novamente, a vazão do MBQoS é um pouco maior do que o DBQUS dado que a banda concedida é utilizada para compensar o déficit (*deficitMinimum*) das conexões ertPS.

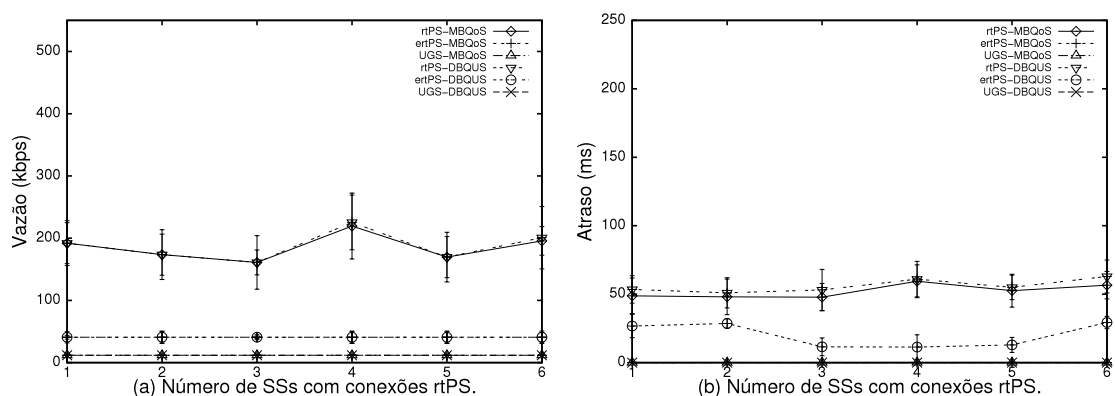


Figura 4. (a) Vazão das conexões UGS, ertPS e rtPS. (b) Latência das conexões UGS, ertPS e rtPS.

A Figura 4(b), mostra a latência associada às conexões UGS, ertPS e rtPS. Novamente, o DBQUS consegue fornecer os *grants* periódicos em intervalos constantes re-

queridos para as conexões UGS e ertPS, mesmo com o aumento de conexões de mais baixa prioridade. Houve um aumento do tempo de latência das conexões rtPS, porém os valores são menores que os dos requisitos de latência máxima. Assim como no Cenário 1, para o MBQoS, o valor do atraso para conexões ertPS é muito alto, aproximando-se de 5s. Observa-se, também, que o mecanismo MBQoS não é capaz de atender os requisitos de QoS.

A Figura 5(a) mostra a taxa média com que o *deficitMinimum* das conexões ertPS e rtPS é atendido. Conexões rtPS tiveram déficit maior do que as conexões nrtPS dado que fluxos rtPS tem requisitos de QoS mais rígidos do que fluxos nrtPS, o que gera um déficit maior. Por esta razão, a taxa de *deficitMinimum* compensado para conexões rtPS tendem a aumentar. A taxa dos fluxos ertPS não é afetada pelos fluxos de menor prioridade.

A classe rtPS possui requisitos de atraso, porém o tempo aumentou com o aumento do número de conexões deste tipo (Figura 5(b)). Este aumento é compensado com o aumento da taxa média de compensação de *deficitMinimum* das conexões rtPS observado na Figura 5(a), o que garante a estes fluxos um tempo de recuperação real baixo. As conexões ertPS tiveram um tempo de recuperação constante, como era esperado.

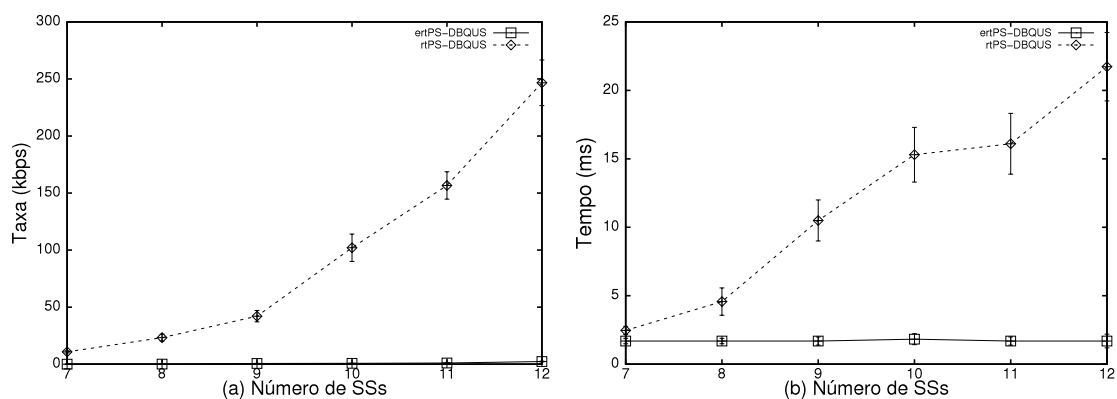


Figura 5. (a) Taxa média de compensação de *deficitMinimum* para as conexões ertPS e rtPS. (b) Tempo total para suprir o deficit de conexões ertPS e rtPS

5.3. Cenário 3

Neste cenário, o impacto do aumento de conexões de mais alta prioridade sobre o escalonador DBQUS foi avaliado. Este cenário é composto por uma BS, 3 SSs com conexão rtPS, 3 SSs com conexão nrtPS e o número de SSs com conexão UGS e ertPS, que varia, simultaneamente, entre 0 e 5. O objetivo desse experimento é avaliar se os requisitos de QoS são satisfeitos para as conexões rtPS e nrtPS, já que os requisitos de QoS das conexões UGS e ertPS foram contemplados, conforme experimentos realizados anteriormente.

Na Figura 6(a), apresenta-se a vazão alcançada pelas classes de serviço UGS, ertPS, rtPS e nrtPS. Pode-se observar o alto impacto do aumento de conexões ertPS e UGS, através da diminuição da vazão de conexões rtPS e nrtPS. Apesar disso, consegue-se garantir *grants* periódicos em intervalos constantes para conexões de alta prioridade (UGS e ertPS), os requisitos de taxa mínima e taxa máxima (200Kbps e 800Kbps) das conexões nrtPS e, por fim, a taxa mínima dos vídeos para conexões rtPS. É importante ressaltar

que mesmo com a banda variável e com um número relativamente alto de conexões, 16 no total, os requisitos de QoS foram satisfeitos. Apesar da variabilidade da banda e do aumento do número de conexões, os requisitos da vazão são providos pelo DBQUS.

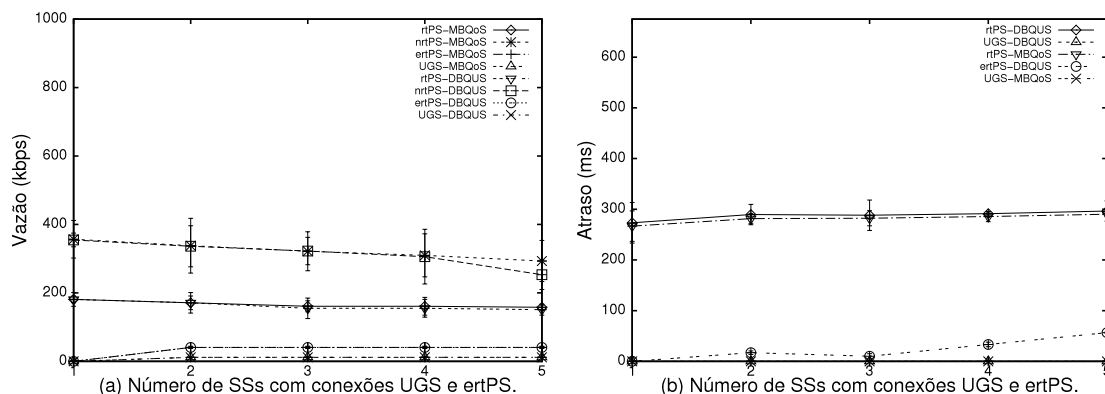


Figura 6. (a) Vazão das conexões UGS, ertPS, nrtPS e rtPS. (b) Latência das conexões UGS, ertPS e rtPS.

Pode-se ver na Figura 6(b) a latência associada a cada tipo de conexão, exceto da classe nrtPS, pois este tipo de conexão não possui requisitos de latência. Os requisitos das conexões UGS e ertPS do mecanismo DBQUS foram satisfeitos pois mesmo com o incremento da latência, esta não ultrapassou os valores observados nas Figuras 2(b) e 4(b), mostrando que este valor permanece constante. Além disto, as conexões rtPS respeitaram o limite de 300ms de latência máxima, mesmo com o acréscimo de conexões de mais alta prioridade. Novamente, o atraso do MBQoS foi cem vezes maior do que o atraso verificado no DBQUS para a classe de serviço ertPS, mostrando que o MBQoS não é capaz de garantir os requisitos de QoS para esta classe de serviço.

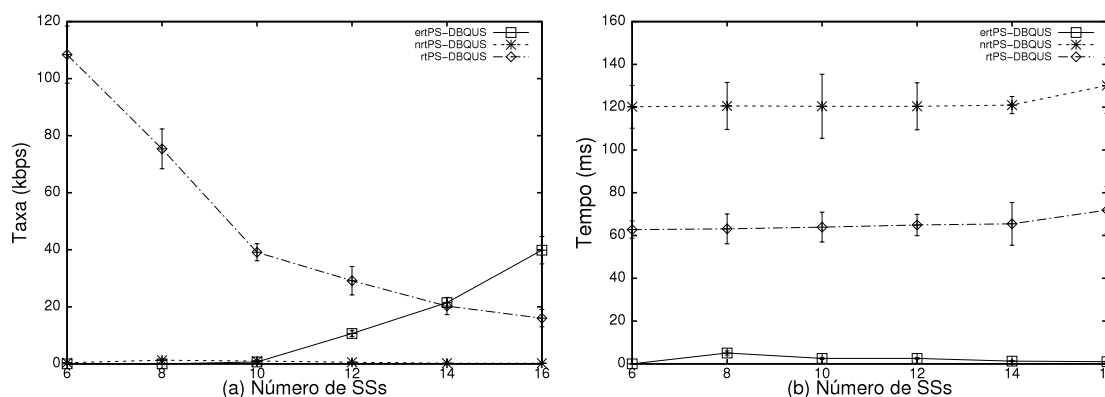


Figura 7. (a) Taxa média de compensação de *deficitMinimum* para as conexões ertPS, rtPS e nrtPS. (b) Tempo total para suprir o deficit de conexões ertPS, nrtPS e rtPS

A Figura 7(a) mostra a taxa média com a qual o *deficitMinimum* das conexões ertPS, rtPS e nrtPS é atendido. A taxa média para a classe ertPS aumenta com o aumento do número de conexões UGS e ertPS, já que estas classes de serviço tem maior prioridade e a vazão mantém-se constante (Figura 6(b)). Isto faz com que as taxas das conexões rtPS decresça até 20Kbps, enquanto os das conexões nrtPS atinja valor nulo.

Pode-se ver na Figura 7(b) o impacto do aumento de conexões de alta prioridade no tempo para recuperar o *deficitMinimum* de conexões de baixa prioridade. As conexões nrtPS e rtPS tiveram um aumento significativo no tempo total de recuperação do *deficitMinimum*, porém os valores obtidos são menores que os dos requisitos de QoS, como se pode ver nas Figuras 6(a) e 6(b). O atraso das conexões ertPS mantém-se constante devido ao aumento da taxa de compensação de *deficitMinimum* (Figura 7(a)) enquanto que conexões rtPS perdem a capacidade de atender os requisitos de atraso, porém ainda garantindo QoS.

6. Considerações finais

Neste trabalho, foi proposto um mecanismo de escalonamento para redes WiMAX para redes integradas EPON-WiMAX, *Deficit-based QoS Uplink Scheduler* (DBQUS), compatível com o padrão e que atende os requisitos de QoS de diferentes classes de serviços e que leva em consideração a variabilidade da capacidade do canal.

Resultados de simulação realizados na ferramenta NS-3 mostram que o mecanismo DBQUS é capaz de prover QoS em diferentes cenários. Os resultados do DBQUS foram comparados com o escalonador MBQoS. O DBQUS apresentou-se mais eficiente ao distribuir a largura de banda dentre as diferentes classes de serviço em situações em que a banda concedida pode ser insuficiente para atender os requisitos mínimos dos fluxos das classes de serviço de mais alta prioridade. Além disso, o mecanismo DBQUS produz um retardo cem vezes menor do que o MBQoS para as classes de serviço de maior prioridade, o que mostra que o mecanismo proposto é capaz de fornecer QoS nestas circunstâncias.

Como trabalho futuro, um módulo EPON será implementado e integrado ao módulo WiMAX para avaliar o desempenho do DBQUS em redes integradas EPON-WiMAX.

Referências

- 802.16, I. S. (2005). Ieee standard for local and metropolitan area network part 16: Air interface for fixed and mobile broadband wireless access systems.
- Alsolami, Jaber, F., Ho, and Pin-Han (2009). A novel two-level hierarchical scheduling scheme for integrated wimax and epon. *IEEE Communications Surveys and Tutorials*, 3:46–60.
- Borin, J. F. and Fonseca, N. L. S. (2009). Uplink scheduler and admission control for the ieee 802.16 standard. *Globecom*.
- Brandy, P. (1969). A model for generating on-off speech patterns in two-way conversations. *Bell System Technical Journal*, 48:2445–2472.
- Cicconetti, C., Lenzini, L., Mingozzi, E., and Eklund, C. (2006). Quality of service support in ieee 802.16 networks. *Network, IEEE*, 20(2):50–55.
- C.S0014-0, G. Enhanced variable rate codec (evrc).
- Farooq, J. and Turletti, T. (2009). An IEEE 802.16 WiMAX Module for the NS-3 Simulator. *Proceedings of the Second International ICST Conference on Simulation Tools and Techniques*.
- Hwang, I.-S., Lee, J.-Y., Huang, C.-W., and Shyu, Z.-D. (2009). Advanced dynamic bandwidth allocation and scheduling scheme for the integrated architecture of epon

- and wimax. *Mobile Data Management, IEEE International Conference on*, 0:655–660.
- Luo, Y., Yin, S., Wang, T., Suemura, Y., Nakamura, S., Ansari, N., and Cvijetic, M. (2007). Qos-aware scheduling over hybrid optical wireless networks. In *Optical Fiber Communication and the National Fiber Optic Engineers Conference, 2007. OFC/NFOEC 2007. Conference on*, pages 1–7.
- McGarry, M., Reisslein, M., and Maier, M. (2008). Ethernet passive optical network architectures and dynamic bandwidth allocation algorithms. *Communications Surveys and Tutorials, IEEE*, 10:46–60.
- Santitoro, R. (2003). Introduction to quality of service. *Nortel Networks*.
- Seeling, P., Reisslein, M., and 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*, 6(2):58–78.
- Shen, G., Tucker, R., and Chae, C.-J. (2007). Fixed mobile convergence architectures for broadband access: Integration of epon and wimax. *Communications Magazine, IEEE*, 45(8):44–50.
- Tang, T., Shou, G., Hu, Y., and Guo, Z. (2009). Performance analysis of bandwidth allocation of convergence of wimax and epon. *Networks Security, Wireless Communications and Trusted Computing, International Conference on*, 1:662–665.
- Yan, Y., Yu, H., Wang, H., and Dittmann, L. (2008). Integration of epon and wimax networks: uplink scheduler design. Number 1 in 7. SPIE.
- Yang, K., Ou, S., K., G., and Chen, H.-H. (2009). Convergence of ethernet pon and ieee 802.16 broadband access networks and its qos-aware dynamic bandwidth allocation scheme. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, 27(2):101–116.

