

# Algoritmo de CAC para Redes IEEE 802.16e Baseado em Reservas de Largura de Banda com Ajuste Dinâmico de Limiares

Sílvio Martins Reis e Paulo Roberto Guardieiro

**Resumo** — Neste trabalho apresenta-se um algoritmo de Controle de Admissão de Conexões (CAC) para o padrão IEEE 802.16e, o qual é baseado em reservas dinâmicas de largura de banda. Estas reservas são obtidas pela segmentação da largura de banda disponível no canal por limiares, que são ajustados dinamicamente de acordo com a admissão de conexões em *handoff* e novas conexões. Os estudos baseados em modelagem e simulação demonstraram que o algoritmo proposto pode evitar o desperdício de recursos da rede, aumentar sua eficiência e prover QoS, em termos de largura de banda, às aplicações.

**Palavras-Chave** — CAC, ajuste dinâmico de limiares, QoS, IEEE 802.16e, WiMAX

**Abstrac** — In this paper, we present a Connection Admission Control (CAC) algorithm for the IEEE 802.16e standard, based on dynamic bandwidth reservation. These reserves are obtained by segmenting the amount of the available channel's bandwidth by thresholds, which are dynamically adjusted according to the admissions of handoff and new connections. Studies based on modeling and simulation have shown that the proposed algorithm can avoid the waste of network resources, increase its efficiency and provide QoS, in terms of bandwidth, for applications.

**Keywords** — CAC, dynamic threshold adjustment, QoS, IEEE 802.16e, WiMAX

## I. INTRODUÇÃO

O padrão IEEE 802.16e [1] para redes de acesso sem fio em banda larga, também conhecido como *mobile WiMAX (Worldwide Interoperability for Microwave Access)* é uma importante solução para prover serviços multimídia sem fio com mobilidade, incluindo garantias de qualidade de serviço para aplicações de tempo real e para as que demandam altas taxas de transmissão. Nas redes 802.16e os recursos do sistema são controlados por uma BS (*Base Station*), que pode efetivamente garantir QoS (*Quality of Service*) para as MSs (*Mobile Station*) aplicando um esquema de CAC (*Connections Admission Control*) que determina se uma conexão pode ou não ser estabelecida de acordo com os recursos disponíveis na rede [2], políticas de policiamento de tráfego e também esquemas de escalonamento de pacotes *uplink* e *downlink* que definem qual classe de serviço deverá ser atendida com maior prioridade, com base em critérios preestabelecidos. O padrão 802.16e não especifica como implementar estes mecanismos, deixando em aberto para que cada fabricante de equipamentos possa criar o seu e com isso incentivar a competitividade de

Sílvio Martins Reis e Paulo Roberto Guardieiro, Faculdade de Engenharia Elétrica, Universidade Federal de Uberlândia, Uberlândia-MG, Brasil, E-mails: smreis@hotmail.com, prguardieiro@ufu.br.

cada produto.

No padrão 802.16e quando uma MS se afasta da BS à qual está conectada, a qualidade da comunicação sofre uma degradação, o que faz com que a BS ou a própria MS transfira a conexão para uma BS vizinha com melhor qualidade de sinal. Este processo é chamado de *handoff*. Geralmente esquemas de CAC irão priorizar um usuário existente em processo de *handoff* a um novo usuário na rede, de modo a prover uma melhor QoE (*Quality of Experience*) percebida pelo usuário já conectado. O projeto de um mecanismo de *handoff* deve levar em consideração a necessidade de largura de banda disponível para atender aos requisitos mínimos de QoS das conexões em *handoff*. Em vista disso, a BS deve reservar uma certa quantidade da largura de banda exclusivamente para as conexões em *handoff* e dedicar o restante às novas conexões. Entretanto, se uma quantidade fixa de largura de banda é reservada para usuários em *handoff* e esta nunca puder ser utilizada por novas conexões, provavelmente haverá um desperdício de recursos da rede. Portanto, um esquema de CAC para redes 802.16e deve levar em consideração a necessidade de largura de banda para usuários em *handoff* com o desafio de não desperdiçar recursos da rede [3] e aceitar o máximo possível de novas conexões.

Neste trabalho é proposto um algoritmo de CAC que realiza a reserva dinâmica de largura de banda para as conexões pertencentes às diferentes classes de serviço e as conexões em *handoff*, visando minimizar o desperdício de recursos da rede, aumentar sua eficiência, prover justiça na admissão das conexões e garantir QoS em termos de largura de banda, às aplicações. Para demonstrar estas características do algoritmo proposto, foram realizadas simulações que forneceram resultados satisfatórios em todos os parâmetros avaliados.

O restante deste trabalho está organizado da seguinte forma: A Seção II apresenta as classes de serviço do padrão IEEE 802.16e. A Seção III identifica os trabalhos relacionados e, em seguida, a Seção IV descreve o algoritmo proposto. A Seção V apresenta os parâmetros utilizados na simulação e a Seção VI traz a análise dos resultados obtidos. Finalmente, a Seção VII apresenta as conclusões deste trabalho.

## II. CLASSES DE SERVIÇO DO PADRÃO IEEE 802.16E

A camada MAC especificada no padrão IEEE 802.16e provê diferenciação de QoS para os diferentes fluxos de serviço, que são fluxos unidirecionais de pacotes aos quais estão associados níveis de QoS específicos de acordo com as classes de serviço a que estes foram atribuídos. O padrão especifica cinco tipos

de classes de serviço, que são descritas a seguir:

(1) UGS (*Unsolicited Grant Service*): Esta classe foi projetada para suportar fluxos de serviço de tempo real com pacotes de tamanho fixo, gerados em intervalos periódicos, como por exemplo aplicações VoIP (*Voice-over-Internet-Protocol*) sem supressão de silêncio. Este serviço aloca *grants* (concessões) com quantidades fixas de banda para aplicações CBR (*Constant Bit Rate*) sem necessidade da requisição.

(2) rtPS (*Real-time Polling Service*): O rtPS foi projetado para suportar fluxos de serviço de tempo real com tamanho de pacote variável, gerados em intervalos periódicos (*VBR Variable Bit Rate*), tais como vídeo MPEG (*Motion Pictures Experts Group*). As MSs requisitam largura de banda periodicamente através de um mecanismo conhecido como *polling unicast*.

(3) ertPS (*Extended Real-time Polling Service*): Este serviço usa um mecanismo de *grants* similar àquele utilizado pelas conexões UGS. Entretanto, os *grants* alocados periodicamente podem ser usados para enviar requisições informando a BS sobre a necessidade de um novo tamanho de *grant*. A BS não muda o tamanho dos *grants* até que receba uma requisição de largura de banda da MS [4]. O ertPS foi desenhado para suportar serviços de tempo real com taxa variável (VBR) tais como aplicações VoIP com supressão de silêncio.

(4) nrtPS (*Non-real-time Polling Service*): O nrtPS suporta tráfego insensível ao retardo, que requer *grants* de tamanho variável regularmente, tal como o tráfego FTP. O serviço oferece *polling unicast*, porém, com menor frequência do que o serviço rtPS.

(5) BE (*Best Effort*): O BE suporta tráfego de melhor esforço sem quaisquer garantias de QoS. A MS pode utilizar tanto *slots unicast* quanto *slots* de contenção para requisitar largura de banda.

### III. TRABALHOS RELACIONADOS

Em [5] os autores propõem um esquema de CAC que diferencia as conexões por sua classe de serviço. Este possui 03 módulos: Classificador de tráfego, Expedidor e o Decisor CAC. O módulo decisor se baseia na taxa máxima para as conexões UGS e ertPS, taxa média para as rtPS, taxa mínima para nrtPS e a taxa média dividida por 2 para as conexões BE. Uma conexão será aceita se a  $[(\text{largura de banda total da rede}) - (\text{largura de banda alocada para as conexões atuais}) - (\text{largura de banda solicitada})] > 0$ . O algoritmo proposto neste trabalho além de diferenciar as conexões por classes de serviço, também utiliza reservas de largura de banda para atender às conexões de acordo com a classe de serviço a que estas pertencem.

Em [6] os autores apresentam um esquema de CAC baseado em reservas de largura de banda com limiares fixos. Estes segmentam a largura de banda em reservas destinadas às conexões pertencentes às diferentes classes de serviços. O algoritmo proposto neste trabalho também utiliza reservas de largura de banda com limiares, porém seus valores não são fixos. Estes são ajustados dinamicamente com base nas admissões das conexões.

Em [7] os autores elaboraram um esquema de CAC com reserva dinâmica de largura de banda para conexões *handoff*. Esta reserva varia de acordo com a admissão de novas conexões em *handoff* e término de *handoffs* já admitidos. No algoritmo proposto neste trabalho, a variação dos limiares das reservas são ocasionadas por admissões de *handoffs* e também de novas conexões.

Em [8] é apresentado um algoritmo de CAC adaptativo para o padrão 802.16e, intitulado AACA (*Adaptive Admission Control Algorithm*), que ajusta dinamicamente a quantidade de largura de banda reservada para os *handoffs* de acordo com a distribuição das chegadas de novas conexões e de conexões em *handoff*. Quando uma conexão *handoff* é admitida, a reserva é ampliada e quando uma nova conexão (não *handoff*) é admitida, a reserva é reduzida. No algoritmo proposto neste trabalho, além da reserva para as conexões em *handoff*, existem também as reservas para as novas conexões de tráfego de tempo real, não tempo real e BE. Estas reservas possibilitam a diferenciação no tratamento dos diferentes tipos de tráfego, em termos da quantidade de largura de banda que é destinada para cada um. Além disso, estas reservas somente sofrerão alterações em seus limiares, se a sua ocupação chegar a um valor limite preestabelecido. Com isso, mais conexões podem ser admitidas na rede.

### IV. PROPOSTA DE ALGORITMO DE CONTROLE DE ADMISSÃO DE CONEXÕES

Neste trabalho é apresentado um algoritmo de controle de admissão de conexões baseado em reservas de largura de banda, com limiares que são dinamicamente ajustados para que se evite o desperdício da largura de banda reservada e se mantenha a QoS das conexões já admitidas. Neste, as reservas de largura de banda se destinam a atender as conexões em *handoff*, as de tráfego de tempo real, as de não tempo real e as de *Best Effort*. A Figura 1 ilustra o esquema de reserva de largura de banda proposto.

Seja  $B$  o total de largura de banda que a BS pode alocar para as conexões, "*thHandoff*" (*threshold handoff*) o limite entre as reservas das conexões *handoff* e as de tempo real (UGS e rtPS), "*th*" (*threshold*) o limite entre as reservas das conexões de tempo real e as de não tempo real (nrtPS) e "*thBE*" o limite entre as reservas das conexões de não tempo real e as de *Best Effort* (BE). Seja ainda  $b_{ho}$ ,  $b_{ugs}$ ,  $b_{rtps}$  e  $b_{nrtps}$  a parcela da largura de banda  $B$  já alocada para as conexões *handoff*, UGS, rtPS e nrtPS existentes, respectivamente e  $b_{req}$  a quantidade de largura de banda que uma nova conexão requer antes de ser admitida.

O limiar *thHandoff* varia no intervalo  $[thMax, thHandoffMax]$  e seu valor inicial é  $[(thHandoffMax - thMax) * 0,8]$ . O limiar *th* varia entre  $[thMin, thMax]$  e seu valor inicial é  $[(thMax - thMin)/2]$ .

$B$  é dividida em segmentos para prover a reserva de largura de banda para os diferentes tipos de tráfego, sendo que a largura de banda reservada para as conexões em *handoff* corresponde a  $(B - thHandoff)$ , a reserva para as conexões de tempo real é  $(thHandoff - th)$ , para as de não tempo real é  $(th - thBE)$  e finalmente para as conexões BE é *thBE*. A admissão de uma conexão pela BS obedece a seguinte ordem de prioridades: *conexão handoff* > *conexão UGS* > *conexão rtPS* > *conexão nrtPS*. Todas as conexões BE são admitidas,

porém é reservada apenas uma parcela da largura de banda para estas ( $thBE$ ), para que se evite a “inanição” do tráfego BE no momento do escalonamento.

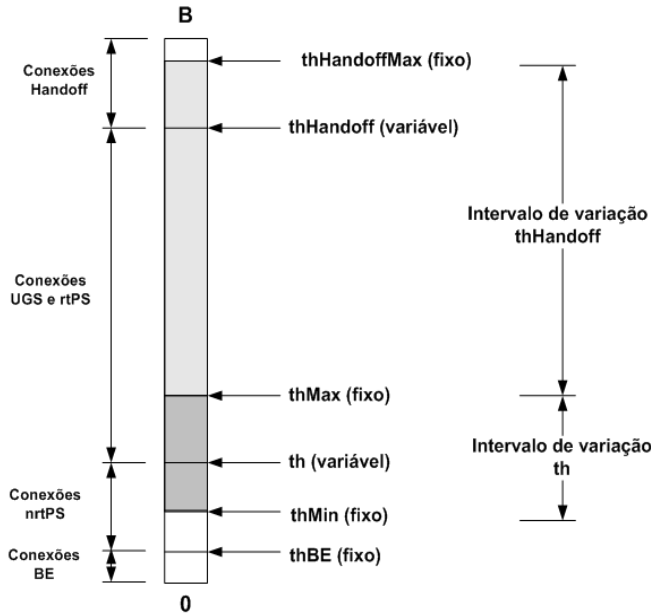


Fig. 1. Esquema de reserva de largura de banda proposto

Uma conexão *handoff* será admitida se:

$$(b_{req} + b_{ho}) \leq (B - thHandoff) \quad (1)$$

Se ocorrer a admissão,  $b_{req}$  será somada à  $b_{ho}$ , isto é:

$$b_{ho} = b_{ho} + b_{req}; \quad (2)$$

Após a atualização de  $b_{ho}$ , se a seguinte condição for satisfeita:

$$\begin{aligned} ((b_{req} + b_{ho}) \geq (B - thHandoff)/2)) \text{ e} \\ ((b_{ugs} + b_{rtps}) < (thHandoff - th - b_{req})) \end{aligned} \quad (3)$$

o  $thHandoff$  será reduzido de  $b_{req}$  (limitado ao valor de  $thMax$ ), isto é:

$$thHandoff = thHandoff - b_{req}; \quad (4)$$

O objetivo desta condição é de ampliar o tamanho da reserva para as conexões em *handoff* se a largura de banda ocupada pelas conexões em *handoff* já admitidas se aproximar do limite definido para a variação (primeiro termo da condição (3)), respeitando-se as reservas das conexões UGS e rtPS (segundo termo da condição (3)). Diferentemente do exposto em [8], em que o limiar sofre alteração sempre que uma conexão é admitida, nesta proposta o limiar  $thHandoff$  somente sofrerá alteração se a ocupação da largura de banda pelas conexões em *handoff* chegar ao valor do limite definido para a variação  $[(B - thHandoff)/2]$ . Isso faz com que a reserva das conexões de tempo real não seja afetada antes da ocupação de metade da reserva para as conexões *handoff*, dando mais oportunidades de admissão para aquelas conexões.

Uma conexão UGS ou rtPS será admitida se:

$$(b_{req} + b_{ugs} + b_{rtps}) \leq (thHandoff - th) \quad (5)$$

Se ocorrer a admissão,  $b_{req}$  será somada à  $b_{ugs}$  ou  $b_{rtps}$ , isto é :

$$b_{ugs} = b_{ugs} + b_{req}; \quad (\text{se for conexão UGS}) \quad (6)$$

$$b_{rtps} = b_{rtps} + b_{req}; \quad (\text{se for conexão rtPS})$$

Após a atualização de  $b_{ugs}$  ou  $b_{rtps}$ , se a seguinte condição for satisfeita:

$$\begin{aligned} ((b_{req} + b_{ugs} + b_{rtps}) \geq (thHandoff - th)) \text{ e} \\ ((b_{ho} \leq B - thHandoff - b_{req})) \end{aligned} \quad (7)$$

o  $thHandoff$  será incrementado de  $b_{req}$  (limitado ao  $thHandoffMax$ ), isto é:

$$thHandoff = thHandoff + b_{req}; \quad (8)$$

e se a seguinte condição for satisfeita:

$$\begin{aligned} ((b_{req} + b_{ugs} + b_{rtps}) \geq (thHandoff - th)) \text{ e} \\ (b_{nrtps} < (th - thBE - b_{req})) \end{aligned} \quad (9)$$

o  $th$  será reduzido de  $b_{req}$ , (limitado ao valor de  $thMin$ ), isto é:

$$th = th - b_{req}; \quad (10)$$

O objetivo destas condições é de ampliar o tamanho da reserva para as conexões de tempo real.

Uma conexão nrtPS será admitida se:

$$(b_{req} + b_{nrtps}) \leq (th - thBE) \quad (11)$$

Caso esta condição seja satisfeita, a conexão será admitida e a  $b_{req}$  será somada à  $b_{nrtps}$ , isto é:

$$b_{nrtps} = b_{nrtps} + b_{req}; \quad (12)$$

Após a atualização de  $b_{nrtps}$ , se a seguinte condição for satisfeita:

$$\begin{aligned} ((b_{req} + b_{nrtps}) \geq (th - thBE)) \text{ e} \\ ((b_{ugs} + b_{rtps}) < (thHandoff - (th + 4 * b_{req}))) \end{aligned} \quad (13)$$

o  $th$  será incrementado de  $b_{req}$  (limitado ao  $thMax$ ), isto é :

$$th = th + b_{req}; \quad (14)$$

Esta condição visa ampliar o tamanho da reserva de largura de banda para as conexões nrtPS.

Finalmente, todas as conexões BE são admitidas, porém é reservada apenas uma parcela da largura de banda ( $thBE$ ), para ser utilizada por estas, para que se evite a “inanição” do tráfego BE no momento do escalonamento.

Os valores dos limiares fixos ( $thHandoffMax$ ,  $thMax$ ,  $thMin$ ,  $thBE$ ) poderão ser atribuídos pelo administrador da rede de acordo com o perfil de tráfego dos usuários desta.

A Figura 2 ilustra o algoritmo de CAC proposto.

```

1: Início
2:  $B \leftarrow$  total de largura de banda que a BS pode alocar para as conexões;
3:  $thHandoffMax \leftarrow 0,9*B$ ; //Valor definido pelo administrador da rede
4:  $thHandoff \leftarrow (thHandoffMax - thMax) * 0,8$ 
5:  $thMax \leftarrow 0,4*B$ ; // Valor definido pelo administrador da rede
6:  $thMin \leftarrow 0,1*B$ ; // Valor definido pelo administrador da rede
7:  $th \leftarrow (thMax - thMin)/2$ ;
8:  $thBE \leftarrow 0,02*B$ ; // Valor definido pelo administrador da rede
9: para todas conexões pendentes faça:
10: se (conexão= handoff) então
11:   se  $((b_{req} + b_{ho}) \leq (B - thHandoff))$  então
12:      $b_{ho} \leftarrow b_{ho} + b_{req}$ ;
13:     aceita Handoff;
14:   se  $((b_{req} + b_{ho}) \geq (B-thHandoff)/2$  e  $(b_{ugs} + b_{rtps}) < (thHandoff - th - b_{req}))$  então
15:      $thHandoff \leftarrow \text{getmax}(thMax, (thHandoff - b_{req}))$ ;
16:   fim se
17:   senão
18:     rejeita Handoff;
19:   fim se
20: fim se
21: se (conexão= UGS) ou (conexão= rtPS) então
22:   se  $((b_{req} + b_{ugs} + b_{rtps}) \leq (thHandoff - th))$  então
23:     se (conexão= UGS) então
24:        $b_{ugs} \leftarrow b_{ugs} + b_{req}$ ;
25:       aceita Conexão UGS;
26:     fim se
27:     se (conexão= rtPS) então
28:        $b_{rtps} \leftarrow b_{rtps} + b_{req}$ ;
29:       aceita Conexão rtPS;
30:     fim se
31:   se  $((b_{req} + b_{ugs} + b_{rtps}) \geq (thHandoff-th)$  e  $(b_{ho} \leq B - thHandoff - b_{req}))$  então
32:      $thHandoff \leftarrow \text{getmin}(thHandoffMax, (thHandoff + b_{req}))$ ;
33:   fim se
34:   se  $((b_{req} + b_{ugs} + b_{rtps}) \geq (thHandoff-th)$  e  $(b_{nrtps} < (th - thBE - b_{req}))$ ) então
35:      $th \leftarrow \text{getmax}(thMin, (th - b_{req}))$ ;
36:   fim se
37:   senão
38:     rejeita Conexão UGS ou rtPS;
39:   fim se
40: fim se
41: se (conexão= nrtPS) então
42:   se  $((b_{req} + b_{nrtps}) \leq (th-thBE))$  então
43:      $b_{nrtps} \leftarrow b_{nrtps} + b_{req}$ ;
44:     aceita Conexão nrtPS;
45:   se  $((b_{req} + b_{nrtps}) \geq (th - thBE)$  e  $(b_{ugs} + b_{rtps}) < (thHandoff - (th + 4*b_{req}))$ ) então
46:      $th \leftarrow \text{getmin}(thMax, (th + b_{req}))$ ;
47:   fim se
48:   senão
49:     rejeita Conexão nrtPS;
50:   fim se
51: fim se
52: se (conexão= BE) então
53:   aceita Conexão BE;
54: fim se
55: fim para
56: fim
    
```

Fig. 2. Algoritmo de CAC proposto

V. MODELAGEM E SIMULAÇÃO

Para avaliar o algoritmo de CAC proposto, foi utilizada a ferramenta de simulação NS-2 [9] com o módulo WIMAX desenvolvido pelo NIST [10]. Foi necessária a extensão deste módulo para que fossem contemplados o modelo de CAC proposto e o AACA descrito em [8]. Os cenários considerados envolvem várias MSs entrando na rede sucessivamente, em intervalos regulares. A cada uma destas MSs foi atribuído um tipo de tráfego considerando-se também conexões em

handoff. A Tabela I apresenta os principais parâmetros de simulação.

TABELA I. PRINCIPAIS PARÂMETROS DE SIMULAÇÃO

Parâmetro	Valor
Taxa de Transmissão <i>Uplink</i>	10 Mbps;
Tráfego UGS	CBR com Taxa = 96 Kbps;
Tráfego rtPS	<i>Streaming</i> de Vídeo MPEG;
	Taxa média = 480 Kbps;
Tráfego nrtPS	FTP (Taxa min. = 160 Kbps;
	Taxa Max. = 800 Kbps);
Tráfego BE	Tráfego HTTP (Taxa média = 64 Kbps);
Conexões em <i>handoff</i>	Tráfego CBR com taxa = 96 Kbps;

VI. APRESENTAÇÃO E ANÁLISE DOS RESULTADOS

Os resultados apresentados nesta seção referem-se a simulações realizadas com o emprego do algoritmo AACA descrito em [8] e com o emprego do algoritmo proposto, visando a comparação de desempenho entre eles. Nos experimentos em que o algoritmo AACA foi empregado, os limiares considerados foram:  $thMax = 0,9 * B$ ;  $thMin = 0,1 * B$ ;  $thad = [(thMin + thMax)/2]$ . Já quando o algoritmo proposto foi empregado, os limiares considerados foram:  $thHandoffMax = 0,9*B$ ;  $thHandoff = [(thHandoffMax - thMax)*0,8]$ ;  $thMax = 0,4*B$ ;  $thMin = 0,1*B$ ;  $th = [(thMax - thMin)/2]$ ;  $thBE = 0,02*B$ .

Foram consideradas as classes de serviço UGS, rtPS, nrtPS e BE. Para as conexões em *handoff* foi considerado o tráfego CBR e a classe UGS. O critério utilizado para a admissão da conexão foi a taxa mínima. Adotou-se a proporção de uma tentativa de conexão em *handoff* para cada 8 tentativas de novas conexões. Todas foram distribuídas uniformemente ao longo do tempo de simulação. O desempenho de cada algoritmo de CAC será comparado em termos da quantidade de conexões admitidas para as diferentes classes de serviço e da taxa de bloqueio de conexões.

O tempo total de simulação foi de 50 segundos e os resultados apresentados são os valores médios obtidos a partir de cinco rodadas de simulação, com um intervalo de confiança de 95%. As tentativas de conexão começaram a partir dos 15 segundos de simulação e terminaram aos 45 segundos.

A Tabela II detalha a quantidade de conexões admitidas ao longo do tempo, de acordo com sua classe de serviço e o algoritmo empregado.

TABELA II. QUANTIDADE DE CONEXÕES ADMITIDAS

Tempo [s]	Quantidade de Conexões Admitidas											
	handoff		UGS		rtPS		nrtPS		BE		Total	
	AACA	Prop.	AACA	Prop.	AACA	Prop.	AACA	Prop.	AACA	Prop.	AACA	Prop.
15	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	1
20	2	2	3	3	2	2	2	2	2	2	11	11
25	4	5	4	4	4	4	4	4	4	4	20	21
30	8	8	9	8	8	8	8	8	8	8	41	40
35	10	10	12	12	9	11	11	11	12	12	54	56
40	10	10	12	14	9	11	11	11	12	14	54	60
45	10	10	12	16	9	11	11	11	12	20	54	68

Os resultados obtidos indicaram que, em média, o algoritmo proposto permitiu a admissão de 14 conexões a mais que o algoritmo AACA, resultando em um aumento de 15,5% da eficiência da rede.

A Figura 3 ilustra as taxas de bloqueio ao longo do tempo para as conexões *handoff* e as de tempo real. As taxas de bloqueio das conexões de não tempo real e BE são ilustradas pela Figura 4. Os gráficos destas figuras indicam que a taxa de

bloqueio permanece igual a zero para os dois algoritmos utilizados, quando a carga na rede é pequena (o tempo de simulação é menor que 30 segundos). À medida que as conexões são admitidas, a carga na rede aumenta e os bloqueios começam a ocorrer devido à falta de largura de banda disponível para ser reservada.

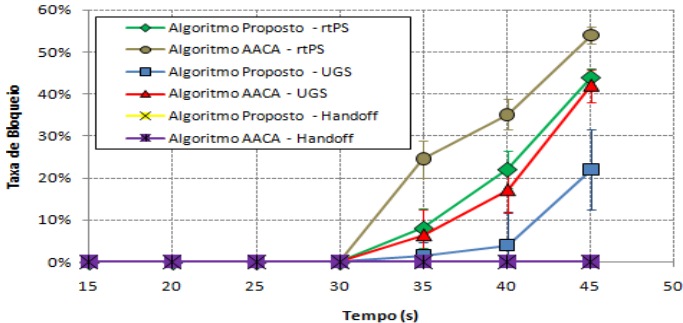


Fig. 3. Taxa de bloqueio das conexões handoff e tempo real.

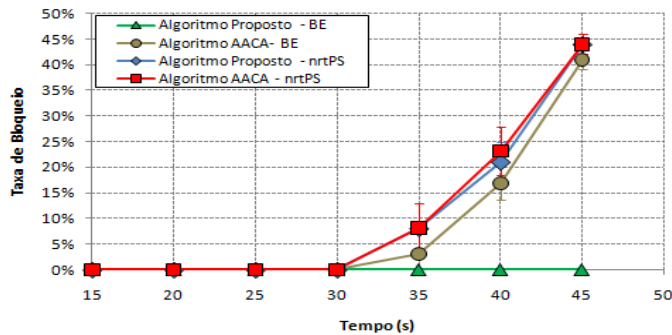


Fig. 4. Taxa de bloqueio das conexões de não tempo real e BE.

Na Figura 3 nota-se que a taxa de bloqueio das conexões em handoff permanece igual a zero durante o tempo da simulação para os dois algoritmos utilizados, demonstrando que ambos são eficientes na admissão de conexões em handoff. Nota-se também que quando o algoritmo AACA é empregado, a partir de aproximadamente 30 segundos de simulação, as conexões UGS começam a ser bloqueadas e a taxa de bloqueio destas aumenta até que as tentativas de conexão se encerram. Neste instante, que é próximo dos 45 segundos de simulação, a taxa de bloqueio é de 42%. Já quando o algoritmo proposto é empregado, as conexões UGS começam a ser bloqueadas a partir de aproximadamente 30 segundos de simulação, chegando a 22% de bloqueio quando o tempo de simulação é próximo de 45 segundos.

Um comportamento semelhante é observado para as conexões rtPS na Figura 3, onde as taxas de bloqueio no instante em que encerram-se as tentativas de conexão são menores quando o algoritmo proposto é empregado. Por outro lado, as taxas de bloqueio das conexões nrtPS, mostradas na Figura 4, são iguais para ambos algoritmos no instante em que as tentativas de conexão se encerram.

Na Figura 4, nota-se que quando o algoritmo AACA é empregado, a taxa de bloqueio BE chega a 41% quando o tempo de simulação é de aproximadamente 45 segundos. Porém, quando o algoritmo proposto é empregado, a taxa de bloqueio de conexões BE permanece igual a zero durante o tempo de simulação, pois este algoritmo admite todas as conexões BE mesmo que toda a largura de banda já esteja reservada para as conexões de outros tipos de tráfego. A

Tabela III detalha as taxas de bloqueio no instante em que se encerram as tentativas de conexão. Nota-se que as taxas de bloqueio de novas conexões, obtidas pelo algoritmo proposto, foram menores ou iguais às obtidas pelo algoritmo AACA, o que resulta em um menor número de conexões bloqueadas e maior eficiência da rede.

TABELA III. TAXAS DE BLOQUEIO

	Taxa Bloqueio - AACA	Taxa Bloqueio - Proposto
Handoff	0%	0%
UGS	42%	22%
rtPS	54%	44%
nrtPS	44%	44%
BE	41%	0%

### VII. CONCLUSÕES

Neste trabalho é proposto um algoritmo de Controle de Admissão de Conexões (CAC) para o padrão IEEE 802.16e que realiza a reserva de largura de banda para novas conexões pertencentes às diferentes classes de serviço e para as conexões em handoff. Estas reservas são ajustadas dinamicamente, visando minimizar o desperdício de recursos da rede, aumentar sua eficiência, prover justiça na admissão das conexões e garantir QoS, em termos de largura de banda, às aplicações. O desempenho deste algoritmo foi avaliado em termos da quantidade de conexões admitidas e da taxa de bloqueio de novas conexões e de conexões em handoff. Os resultados das simulações demonstraram que o algoritmo de CAC proposto tem desempenho superior ao algoritmo de CAC baseado em reservas adaptativas de banda (AACA), com relação à admissão na rede de uma quantidade maior de novas conexões, a redução da taxa de bloqueio de novas conexões e a efetiva admissão das conexões em handoff.

### REFERÊNCIAS

- [1] IEEE 802.16e 2005, "IEEE Standard for local and metropolitan area networks. Part 16: Air Interface for Fixed and Mobile Broadband Wireless Access Systems", Fev, 2006.
- [2] K. Wongthavarawat, e A. Ganz, "Packet scheduling for QoS support in IEEE 802.16 broadband wireless access systems", International Journal of Communication Systems, pp. 81- 96, Fev. 2003.
- [3] R. Laishram, I. S. Misra, "A Bandwidth Efficient Adaptive Call Admission Control Scheme for QoS Provisioning in IEEE 802.16e Mobile Networks", Int J Wireless Inf Networks, 18:108-116, 2011.
- [4] J. Freitag, "Mecanismos para a provisão de qualidade de serviço em redes IEEE 802.16", Tese de Doutorado, Universidade Estadual de Campinas, Instituto de Computação, Campinas, 2010.
- [5] S. Yang, C. Cheng e R. Wu, "Enhanced CAC with QoS Scheme for Improving the Efficiency of Resource Allocation on the IEEE 802.16 Network", Workshops of International Conference on Advanced Information Networking and Applications, 2011
- [6] C. L. Soares, P. R. Guardieiro, "Threshold-Based Connection Admission Control for IEEE 802.16 Standard", Aceito para publicação no International Workshop on Wireless Multimedia Networking and Applications (WMNA'09), Wrexham, United Kingdom, Setembro 2009.
- [7] S. B. Chaudhry and R. K. Guha, "Adaptive Connection Admission Control and Packet Scheduling for QoS Provisioning in Mobile WiMAX", Proc. of IEEE International Conference on Signal Processing and Communication (ICSPC), pp. 1355 - 1358, Nov. 2007.
- [8] C. Wang, H. Lin e H. Lo, "Adaptive Admission Control Algorithm in IEEE 802.16e Broadband Wireless Access Networks", IEEE 6th World Congress on Services, 2010.
- [9] Network Simulator 2, <http://www.isi.edu/nsnam/ns>, 2010.
- [10] IEEE 802.16 module for NS-2 - National Institute of Standards and Technology, <http://www.antd.nist.gov/seamlessandsecure.shtml>, 2011.