

# **Estratégias para Distribuição de Mídias Contínuas de Forma Escalável.**

**Thiago Amaral Guarnieri**

Universidade Federal de Juiz de Fora  
Instituto de Ciências Exatas  
Departamento de Ciência da Computação  
Bacharelado em Ciência da Computação  
Orientador: Prof. Marcelo Lobosco



Juiz de Fora, MG.  
Julho de 2008

# **Estratégias para Distribuição de Mídias Contínuas de Forma Escalável**

Thiago Amaral Guarnieri

Monografia submetida ao corpo docente do Departamento de Ciência da Computação do Instituto de Ciências Exatas da Universidade Federal de Juiz de Fora, como parte integrante dos requisitos necessários para a obtenção do grau de Bacharel em Ciência da Computação.

Aprovada pela banca constituída pelos seguintes professores:

---

**Prof. Marcelo Lobosco** – orientador  
Doutor em Engenharia de Sistemas e Computação, UFRJ

---

**Prof. Marcos Ribeiro Quinet de Andrade**  
Mestre em Computação, UFF

---

**Prof<sup>a</sup>. Jesuliana Nascimento Ulysses**  
Mestre em Computação, UFF

Juiz de Fora, MG  
Julho de 2008

# Agradecimentos

Agradeço à minha família pelo apoio dado durante os cinco anos de graduação.

Agradeço também à minha namorada Bianca pela ajuda e apoio.

Por fim demonstro minha gratidão àqueles que me ajudaram com o seu conhecimento e apoio a elaborar este presente trabalho.

# Sumário

<b>Lista de Figuras.....</b>	<b>vi</b>
<b>Lista de Tabelas.....</b>	<b>vii</b>
<b>Lista de Siglas e Abreviações.....</b>	<b>viii</b>
<b>Resumo.....</b>	<b>xii</b>
<b>Capítulo 1 – Introdução.....</b>	<b>1</b>
<b>Capítulo 2 – Modelos de Distribuição de Mídias Contínuas.....</b>	<b>3</b>
2.1 Compressão de Dados.....	3
2.1.1 Redundância Espacial.....	4
2.1.2 Redundância Temporal.....	4
2.1.3 Padrões de compressão.....	4
2.2 Modelos de Transmissão de Mídia.....	6
2.3 Vídeo sob Demanda (VoD).....	7
2.3.1 Componentes Básicos de Sistemas de Vídeo sob Demanda.....	7
2.3.2 Aplicações do VoD.....	9
2.3.3 Categorias de VoD.....	9
2.5 Abordagens de Transmissão.....	10
2.6 Modelos de Requisição.....	11
2.7 Paradigma Cliente/Servidor versus Peer to Peer .....	11
2.8 Técnicas de Reuso de Fluxo.....	12
2.8.1 Técnicas Proativas.....	12
2.8.2 Técnicas Reativas.....	12
2.9 Considerações Finais.....	14
<b>Capítulo 3 – Redes Sem Fio.....</b>	<b>15</b>
3.1 Compartilhamento do Meio Físico.....	15
3.2 Qualidade de Serviço.....	16
3.3 Redes 802.11.....	17
3.4 Nomenclatura e Componentes.....	21
3.4.1 Sistemas de Distribuição.....	21
3.4.2 Pontos de Acesso.....	21
3.4.3 Meio Sem Fio.....	21
3.5 Tipos de Rede.....	22
3.6 Áreas de Serviço Extendidas.....	24
3.7 Controle de Associação.....	25
3.8 Considerações Finais.....	26
<b>Capítulo 4 – Controles de Associação.....</b>	<b>27</b>
4.1 Motivação.....	27
4.2 CINAPS.....	28
4.2.1 Modelagem do Problema do Controle de Associação.....	29
4.2.2 Visão Geral.....	31
4.2.3 Procedimento de Controle de Associação.....	33
4.2.4 Operação interna do WCM.....	34
4.2.4.1 Early Release First.....	36
4.2.4.2 Bounded Early Release First.....	36
4.2.5 Análise Experimental.....	37
4.2.6 Metodologia de Avaliação.....	37

4.2.7 Ambiente de Simulação.....	38
4.2.8 Avaliação de Desempenho.....	39
4.3 DLBA.....	43
4.3.1 Descrição do Problema.....	44
4.3.2 Algoritmo DLBA.....	46
4.3.3 Medidas de Performance.....	51
4.3.4 Modelos de Simulação.....	51
4.3.5 Resultados da Simulação.....	51
4.4 Considerações Finais.....	54
<b>Capítulo 5 – Conclusão.....</b>	<b>55</b>
<b>Referências Bibliográficas.....</b>	<b>57</b>

## Lista de Figuras

<b>Figura 2.1(a)</b> – Semelhança entre quadros subsequentes de um vídeo.....	4
<b>Figura 2.1(b)</b> – Semelhança entre quadros subsequentes de um vídeo.....	4
<b>Figura 2.2</b> – Divisão dos delays.....	8
<b>Figura 2.3</b> – Distribuição dos metadados.....	12
<b>Figura 2.4</b> – Fluxos de dados nas três abordagens estudadas.....	14
<b>Figura 3.1</b> – Pontos de acesso co-localizados.....	17
<b>Figura 3.2</b> – Camadas e componentes das redes IEEE 802.....	18
<b>Figura 3.3</b> – Terminal escondido.....	19
<b>Figura 3.4</b> – Variações do DCF.....	19
<b>Figura 3.5</b> – Componente da camada física.....	21
<b>Figura 3.6</b> – Componentes de uma rede 802.11.....	22
<b>Figura 3.7(a)</b> – Tipos de <i>Basic Service Set</i> .....	22
<b>Figura 3.7(b)</b> – Tipos de <i>Basic Service Set</i> .....	22
<b>Figura 3.8</b> – <i>Extended Service Set</i> .....	24
<b>Figura 4.1(a)</b> – Associação baseada no maior RSSI.....	28
<b>Figura 4.1(b)</b> – Associação ideal com número igual de estações por AP.....	28
<b>Figura 4.2</b> – Latência de exibição.....	31
<b>Figura 4.3</b> – Componentes físicos do CINAPS.....	32
<b>Figura 4.4</b> – Componente de software do CINAPS.....	33
<b>Figura 4.5</b> – Esquema de controle de associação.....	34
<b>Figura 4.6</b> – Pseudocódigo referente ao algoritmo para controle das requisições de vídeo.....	37
<b>Figura 4.5</b> - Influência da heurística H na taxa de bloqueio (BR) para os vídeos de duração mínima e máxima.....	42
<b>Figura 4.6</b> - Influência do fator de paciência (PF) e $AP_{total}$ na latência média para diferentes $Vlength$ usando BERF.....	43
<b>Figura 4.7</b> - Influência do fator de paciência (PF) e $AP_{total}$ na taxa de bloqueio para diferentes $Vlength$ usando BERF.....	43
<b>Figura 4.8</b> – Grafo bipartido representando a associação das STAs aos APs e seus respectivos RSSI representados pelas arestas.....	45
<b>Figura 4.9(a)</b> - Duas situações onde $R_a(y) - AR'_a > R_b(y) - AR'_b$ .....	47
<b>Figura 4.9(b)</b> - Duas situações onde $R_a(y) - AR'_a > R_b(y) - AR'_b$ .....	48
<b>Figura 4.10</b> - Duas situações onde a estação seleciona o AP de acordo com peso $W(y)$ (DLBA).....	49
<b>Figura 4.11</b> – Fluxograma ilustrando o processo de sondagem.....	50
<b>Figura 4.12</b> – Processo de associação.....	50
<b>Figura 4.13</b> – O VSN, ARW e VAR derivados de três diferentes estratégias e a abordagem tradicional sobre quantidades diferentes de APs.....	53
<b>Figura 4.14</b> – O VSN, ARW e VAR derivados de três diferentes estratégias e a abordagem tradicional sobre quantidades diferentes de STAs.....	53

## Lista de Tabelas

<b>Tabela 2.1</b> – Variações do padrão MPEG e suas aplicações.....	5
<b>Tabela 2.2</b> – Perfis do H.264.....	6
<b>Tabela 2.3</b> – Aplicações do VoD.....	9
<b>Tabela 4.1</b> – Parâmetros de simulação para o teste do CINAPS.....	40
<b>Tabela 4.2</b> – Max BR de LLF+ e BERF – PF = <i>Vlength</i> para combinações de <i>Vlength</i> e <i>APtotal</i> .....	41

# Lista de Siglas e Abreviaturas

AB – Aggregate Bandwidth

AL – Average Latency

AP – Access Point

AR – Average Rate

ARW – RSSI médio da LAN

AVC – Advanced Video Coding

BERF – Bounded Early Release First

Bit – Binary Digit

BR – Blockage Rate

BSS – Basic Service Set

CBR – Constant Bit Rate

CD – Compact Disc

CINAPS - Cluster of inexpensive Access Points

CM – Continuous Media

CSMA/CD – Carrier Sense Multiple Access / Collision Detection

CSMA/CA – Carrier Sense Multiple Access / Collision Avoidance

CTS – Clear to Send

CVC – Cooperative Video Cache

DCF – Distributed Coordination Function

DLBP – Dynamic Load Balancing Problem

DLBA - Dynamic load balance algorithm

DSSS – Direct-Sequence Spread-Spectrum

DVD – Digital (Versatile) Video Disc

EAP – Earliest AP

ERF – Early Release First

ESS – Extended Service Set

FB – Free Bandwidth

FEC – Forward Error Correction

FER – *Frame Error Rate*

FHSS – Frequency-Hopping Spread-Spectrum

FLV – Flash Video

HC – Holding Counter

HDTV – High-definition television

HR/DSSS – high-rate direct-sequence layer

IBSS – Independent Basic Service Set

IEC - International Electrotechnical Commission

ISO - International Organization for Standardization

ITU-T – International Telecommunication Union Telecommunication Sector

LAN – Local Area Network

LLC – Logical Link Control

LLF – Least Loaded First

MAC – Medium Access Control

MD – Mobile Device

MH – Maximum Holding

MPEG - Moving Picture Experts Group

NTSC - National Television System(s) Committee

OFDM – Orthogonal frequency-division multiplexing

OSI – Open Systems Interconnection

P2P – Peer to Peer

PC – Point Coordinator

PCF – Point Coordination Function

PDA - Personal digital assistant

PDU – Protocol Data Units

PF – Patience Factor

PHY – Camada Física (protocolo OSI)

Pixel – Picture Element

PLCP – Physical Layer Convergence Procedure

PMD – Physical Medium Dependent

QoS – Quality of Service

ROM – Read Only Memory

RF – Rádio Frequência

RTS – Request to Send

RSSI – Received Signal Strength Indication

RL – Release List

SL – Service Latency

SN – Number of Stations

SSF – Strongest Signal First

STA – Estação

TDMA - Time Division Multiple Access

TS – Time of Simulation

UDP – User Datagram Protocol

VAR – Variação de Average Rate

VCEG – Vídeo Coding Experts

VoD – Video on Demand

VBR – Variable Bit Rate

VCR – Video Cassette Recorder

VLAN – Virtual Local Área Network

VP – Video Player

VS – Video Server

VSN – Variação no número de estações no grupo gerenciado por um ponto de acesso

WCM – Wireless Channel Manager

## Resumo

As aplicações multimídia se tornaram um dos pilares do entretenimento digital e, paralelamente às redes sem fio, tem mudado a forma como utilizamos tais aplicações, tornando-as onipresentes em vários dispositivos móveis. Entretanto, um grande uso, requer uma grande robustez. O uso maciço e intenso da banda nos obriga a garantir que a qualidade de serviço será mantida e escalabilidade alcançada. É buscando este objetivo que estudaremos o controle de associação, que consiste em distribuir da forma mais igualitária possível os dispositivos móveis entre os pontos de acesso disponíveis numa região específica, fazendo com que a vazão do sistema sem fio seja elevada ao seu máximo.

**Palavras-chave:** *wireless*, 802.11, controle de associação, vídeo sob demanda, VoD, *video on demand*, *compression*, compactação de vídeo, streaming, DLBA, CINAPS.

# Capítulo 1

## Introdução

Wireless e multimídia, dois termos que se tornaram onipresentes nos dias de hoje. Eles representam ramos da tecnologia que têm se tornado o cerne de todo um setor de entretenimento que movimenta bilhões de dólares. Podemos exemplificar este sucesso através de sites como o youtube, onde apenas em janeiro deste ano, 79 milhões de usuários (um terço de todos os usuários de internet dos Estados Unidos) acessaram o site nada menos do que três bilhões de vezes. O site em questão também gera um tráfego de dados mensal que gira na casa dos trezentos bilhões de Gigabytes [26].

No ramo das redes sem fio não é diferente. Estima-se que, apenas no Brasil, já tenhamos a soma de 122 milhões de celulares [27]. Esta soma engorda se contabilizarmos também outros dispositivos que são capazes de receber e reproduzir vídeos.

O cenário acima torna natural a motivação para o estudo de técnicas que utilizem de modo racional as redes sem fio, principalmente no que tange a aplicações multimídia, tendo como principal enfoque o vídeo sob demanda (*vídeo on demand* – VoD).

Os vídeos sob demanda, como dito, são o que existe de mais popular atualmente no que diz respeito a aplicações de rede. Entretanto a implementação de esquemas para a sua distribuição passa longe de ser algo trivial, pois existem algumas barreiras, sendo a principal delas a largura de banda, que, mesmo em vídeos compactados, é um fator de alto consumo. Além disso, a grande quantidade de clientes assistindo aos vídeos simultaneamente, requer grandes esforços na garantia da qualidade de serviço (QoS), principalmente no que tange à continuidade de reprodução.

O presente trabalho objetiva ilustrar como suplantam estas barreiras num cenário específico, que são as redes sem fio (Wireless Local Area Network – WLAN), mais especificamente as do padrão 802.11, através de um esquema conhecido como controle de associação, que diz respeito a como as estações (clientes num sistema de VoD), poderão conectar-se aos pontos de acesso (interfaces entre o cliente e os vídeos), de forma que esses clientes sejam distribuídos por todos os pontos de acesso de maneira justa, ou seja, para que eles gerenciem cada um, à medida do possível, um número igual de estações. Para tal, são estudadas duas técnicas: uma é chamada de Pontos de Acesso Co-localizados, e tem por objetivo agregar a banda de todos os canais para aumentar a vazão do sistema. A outra

é conhecida como Algoritmo Dinâmico para Balanceamento de Carga (*Dynamic Load Balance Algorithm* – DLBA), que procura utilizar o indicador de potência de sinal (*Received Signal Strength Indicator* – RSSI) de uma forma mais inteligente do que a usada na abordagem tradicional (*Strongest Signal First* -SSF), com o objetivo de efetuar um melhor balanceamento de carga.

O presente trabalho também ilustra, de forma mais superficial, outras técnicas para aumentar a vazão do servidor. Estas técnicas podem ser usadas de forma complementar as abordagens principais, como, por exemplo, no caso das técnicas de reuso de fluxo apresentadas no capítulo 2.

## Capítulo 2

### Modelos de Distribuição de Mídias Contínuas

O termo *Mídia Contínua* (*Continuous Media* - CM) se refere à classe de mídia que é exibida durante um determinado intervalo de tempo, de modo síncrono, ou seja, em que os dados têm uma regularidade de recebimento e normalmente provêm alguma interação com o usuário.

Denominamos de *Conteúdo de Mídia* a combinação de múltiplos tipos de CM. Uma combinação muito comum é a de áudio e vídeo, que está entre as que mais demandam largura de banda para a transmissão. Por exemplo, para transmitir um fluxo de áudio com qualidade de CD (44,1 KHz, 16 bit por amostragem, estéreo), são necessários 1,411 Mbps, que já são o suficiente para saturar uma linha T1 (1,544 Mbps). Um vídeo, por sua vez, necessita de uma quantidade de bits maior. Tomando como exemplo um vídeo cuja resolução seja de 1024x768, com 24 bits por pixel e com 25 quadros por segundo, precisaríamos de 472 Mbps para transmitir o vídeo pela rede, o que saturaria até mesmo uma rede local padrão (100 Mbps). Fica patente que, pelos meios comerciais atuais de transmissão, não conseguiríamos transmitir tal conteúdo sem o uso de alguma técnica específica para reduzir a quantidade de dados para sua representação.

#### 2.1 Compressão de Dados

Uma forma de se reduzir o tamanho de um conteúdo de mídia é através do uso de algoritmos de compressão. Os algoritmos de compressão utilizam-se do fato de que, numa imagem, existem vários tipos de redundância, dentre as quais temos a redundância estatística.

A redundância estatística pode ser classificada em dois tipos: redundância entre *pixels* e redundância de codificação. Por redundância entre *pixels* entende-se que os *pixels* de uma imagem e *pixels* de um grupo de imagens sucessivas não são estatisticamente independentes, sendo correlacionados em vários graus. Este tipo de correlação entre *pixels* é denominado como redundância *interpixels*.

A redundância *interpixels* pode ser dividida em redundância espacial e redundância temporal.

### 2.1.1 Redundância Espacial

A redundância espacial implica que o valor de intensidade de um *pixel* pode ser “predito” através dos valores dos *pixels* vizinhos. Em outras palavras, não é necessário representar cada *pixel* de uma imagem independentemente já que podemos prever o valor de um *pixel* através dos seus vizinhos.

### 2.1.2 Redundância Temporal

A redundância temporal é definida pela correlação entre *pixels* de *frames* (quadros) sucessivos numa seqüência de vídeo. Consideremos uma seqüência de imagens captadas de uma câmera fixa num ambiente. Visto que o intervalo entre dois *frames* é muito pequeno (na ordem de aproximadamente 1/30 segundos para vídeos NTSC coloridos), podemos concluir que a semelhança entre eles é muito grande. As figuras 2.1 e 2.2 demonstram a similaridade entre dois quadros consecutivos. Numa resolução de 176 por 144, totalizando um total de 25.344 *pixels*, apenas cerca de 3,4% deles mudaram o valor de tom de cinza numa diferença superior a 1% com relação ao grau máximo (255 no caso). A técnica que é usada para codificação é denominada codificação preditiva entre *frames*.



Figura 2.1(a) e 2.1(b) – Semelhança entre quadros subseqüentes de um vídeo (retirado do clipe “Kanariya”, de Ayumi Hamasaki. Direitos reservados à gravadora Avex Trax).

### 2.1.3 Padrões de Compressão

O formato que é atualmente suportado para a transmissão de conteúdo de mídia segue os padrões MPEG, sigla que significa *Moving Picture Experts Group*, que é um comitê composto de membros da ISO (*International Organization for Standardization*) e da IEC (*International Electrotechnical Commission*).

O MPEG foi formado em 1988 com o objetivo de criar um padrão de compressão de vídeo com taxas de aproximadamente 1,5 Mbps, que é o mesmo fluxo de bits exigido por um CD de áudio comum. Na prática isso significa que teríamos áudio e vídeo sendo transmitidos em conexões T1, sendo também possível armazená-los em CD-ROM. Este esforço se traduziu no que hoje conhecemos como **Video-cd**, que é baseado no MPEG-1, onde podemos armazenar 80 minutos de vídeo num CD comum (352x240, 44,1 KHz, 16 bit, Estéreo, NTSC). Com o passar dos anos, o grupo uniu vários padrões, buscando atender a vários segmentos diferentes (tabela 2.1). O padrão MPEG-1 segue sendo usado atualmente na internet, mas sem a mesma força e não necessariamente acompanhado pela faceta do video-cd, dando inclusive origem a outros padrões para aumentar o tempo de armazenamento de um CD, dentre outras melhorias. Já o MPEG-2 é empregado atualmente em padrões de transmissão de vídeo digital e em DVD's (*Digital (Vídeo) Versatile Disks*) e também originou outros padrões tais como o **Super video-cd** (480x480) e o **mini-DVD** (basicamente um DVD gravado em CD). Temos também o MPEG-4 *part 2* que atualmente vem sendo usado para exibir vídeos em dispositivos móveis e também para distribuição de vídeos na internet e é considerado sucessor do MPEG-2 devido a sua robustez e ao seu nível de compactação, mais alto do que o do anteriormente citado.

**Tabela 2.1** – Variações do padrão MPEG e suas aplicações

<b>Padrão</b>	<b>Aplicações</b>
MPEG-1	CD-ROM e links T1
MPEG-2	DVD e TV Digital entre 4 e 9 Mbps
MPEG-3	HDTV entre 20 e 40 Mbps (abandonado)
MPEG-4	Videofone, correio de vídeo, videoconferência e videogames.
MPEG-6	Transmissão sem fio
MPEG-7	Padrão para informações sobre conteúdo a ser utilizado em buscas
MPEG-8	Descrição de objetos em quatro dimensões

Outros padrões bem difundidos e largamente usados em videoconferências são o H.261 e o H.263. Esses padrões foram concebidos por um grupo de trabalho pertencente ao *International Telecommunication Union Telecommunication Sector* (ITU-T) denominado *Video Coding Experts Group* (VCEG). O H.263 foi usado como base para a criação do MPEG-4 de vídeo.

Recentemente tivemos a concepção de um padrão chamado H.264 (MPEG-4 *part 10* ou AVC (*Advanced Video Coding*), que atinge um nível de compactação mais alto que o MPEG-4 *part 2*, componente de *codecs* como o DivX.

O H.264 foi concebido com o objetivo de obter uma boa qualidade de vídeo mesmo em situações de banda estreita. Ele é subdividido em classes chamadas **perfis**, que atendem a segmentos distintos de aplicações. Ele tem sido usado para a codificação de vídeos em alta definição, sendo componente dos novos padrões Blu-Ray e HD-DVD (já abandonado) e também é usado nos arquivos FLV (*flash vídeo*), que é o padrão utilizado pelos sistemas youtube e similares. O FLV também usa outros codificadores, como, por exemplo, o H.263. A tabela 2.2 apresenta os principais perfis do H.264.

**Tabela 2.2** – Perfis do H.264

Baseline Profile (BP)	Para sistemas com poucos recursos, como dispositivos móveis.
Main Profile (MP)	Inicialmente desenvolvido para broadcast e armazenamento. Substituído pelo (HiP)
Extended Profile (XP)	Criado para streaming media, este perfil tem um alta taxa de compressão.
High Profile (HiP)	Mesmo que o (MP), mas específico para alta definição. Usado no HD-DVD e Blu-Ray.
High 10 Profile (Hi10P)	Modificação do (HiP), que adiciona bits para decodificação.
High 4:2:2 Profile (Hi422P)	Modificação do (Hi10P) para vídeos entrelaçados.
High 4:4:4 Predictive Profile (Hi444PP)	Baseado no perfil Hi422P. Decodifica o vídeo em três etapas separadas, uma para cada cor.

## 2.2 Modelos de transmissão de mídia

Existem duas formas de transmitir um conteúdo de mídia para o cliente: *download* e *streaming*.

No modo *download* o usuário recebe todos os pacotes referentes ao conteúdo que requisitou antes de começar a exibição. Esta abordagem pode produzir uma latência muito alta, devido ao tempo gasto na transferência. Entretanto, pode ser a única alternativa para exibir vídeos com fluidez onde o meio de transmissão não possui os atributos de largura de banda necessários.

O modo *streaming*, em contrapartida, permite que a reprodução comece assim que uma porção do vídeo chega ao cliente, de forma que o restante vai sendo recebido enquanto o que já chegou é executado. Essa abordagem exige infra-estrutura mais complexa, pois precisamos calcular a razão entre reprodução e recebimentos de pacotes, de forma que eles cheguem a tempo de ser reproduzidos. Originalmente concebido no paradigma *unicast*, adotou mais tarde outras abordagens, como por exemplo, o paradigma P2P.

## 2.3 Vídeo sob Demanda (VoD)

Podemos caracterizar o Vídeo sob Demanda como um vídeo requisitado a um servidor por um usuário, que é exibido em modo *streaming*, como anteriormente exposto. O usuário é capaz também de interagir com o vídeo em níveis pré-estabelecidos, podendo avançar, recuar e pausar dentro da seqüência de vídeo. A ocupação da largura de banda, a necessidade de atender a requisitos de interação e a demanda de usuários faz com que sistemas de Vídeo sob Demanda sejam difíceis de implementar.

### 2.3.1 Componentes Básicos de Sistemas de Vídeo sob Demanda

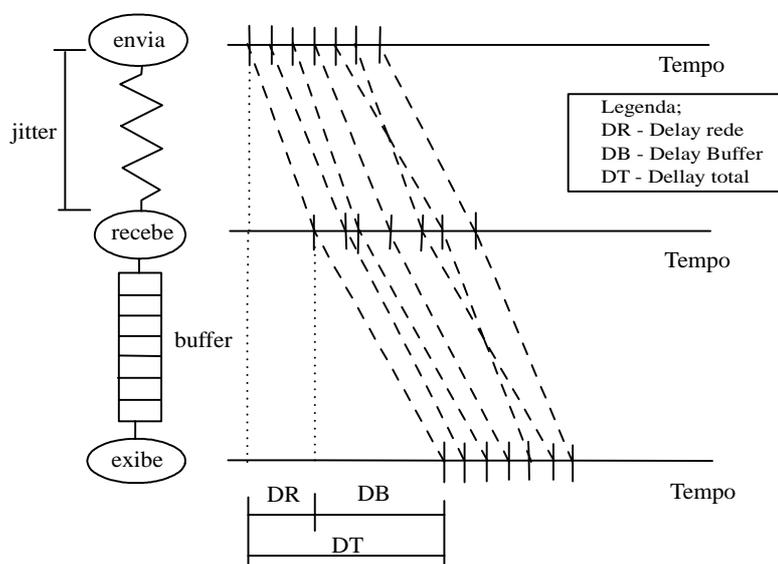
Um sistema de VoD é formado basicamente por três componentes: 1) o servidor de vídeo, que armazena e transmite a mídia contínua; 2) clientes, que recebem essas mídias e 3) a rede de comunicação, que é o meio de interconexão entre cliente e servidor. Cabe ressaltar que em sistemas mais novos de distribuição de conteúdos de mídia, como o P2P, uma máquina pode agir tanto como cliente e servidor.

Um servidor pode ser classificado de acordo com o número de fluxos de vídeo simultâneos que ele pode suportar. Esse número pode ser calculado pela razão básica entre a banda do servidor e o *bit rate* (taxa de bits por segundo) de um vídeo. Por exemplo: uma conexão de 1024 bits pode transmitir, em tese, oito fluxos simultâneos de MP3 (128 Kbps). Esse cálculo só se aplica na condição do vídeo ser codificado numa taxa constante de bits (CBR). Podemos também codificar o vídeo em modo VBR (*variable bit rate*) que é um modelo onde o objetivo é preservar a qualidade máxima de cada quadro de um vídeo, aplicando para isso a quantidade de bits necessários para cada um deles de forma independente.

Com relação ao cliente, podemos dizer que se trata de qualquer dispositivo capaz de receber, decodificar e exibir um vídeo. Esses requisitos bastam caso a transmissão seja

síncrona, ou seja, quando o trecho a ser decodificado está disponível no instante exato. Para que isso ocorra, tanto o servidor quanto a rede precisam oferecer alta qualidade de serviço (QoS), o que nem sempre é possível, de forma que mecanismos auxiliares que garantam o correto funcionamento do sistema deverão ser adotados.

A figura 2.3 ilustra o envio de pacotes em uma rede, mostrando que ocorre um atraso, denominado *delay*, entre o envio dos dados e a sua reprodução pelo cliente. O *delay* total é dividido em *delay* da rede, que é propriedade inerente ao tipo da rede e *delay* de *buffer*, que será explicado em seguida.



**Figura 2.2** – Divisão dos *delays*. Os pacotes 5 e 6 chegam fora de ordem e são reordenados

Os pacotes também podem chegar em intervalos heterogêneos, visto que podem tomar rotas diferentes e enfrentar situações de congestionamento. Esse fenômeno pode fazer com que pacotes cheguem fora de ordem, o que adiciona uma variação no *delay* da rede denominado *jitter*, que é a parcela que indica o limite superior que um *delay* de rede pode alcançar. Para contornar o problema é adicionado ao cliente um *buffer* local. Caso ocorram atrasos no recebimento de pacotes, os pacotes do *buffer* são então consumidos para que não haja congelamentos na exibição do vídeo. Da mesma forma, caso pacotes cheguem fora da ordem, estes são armazenados no *buffer* para que não se percam e possam ser usados no futuro. Para que o *buffer* atinja uma boa eficiência, é desejável que ele armazene uma quantidade de blocos proporcional ao *jitter*, para que comportamentos inesperados da rede não prejudiquem a transmissão.

Como dito, a segunda parte do *delay* total é o *delay* do *buffer*, que é o intervalo decorrido entre o recebimento do primeiro bloco e a sua reprodução.

Existem também outras limitações que devem ser consideradas devido à heterogeneidade dos dispositivos no que tange a recursos de energia, *display* e som, dentre outros. Introduzir mecanismos para lidar com essas limitações é importante.

Outro fator relevante é a mobilidade, que não é algo de fácil implementação em sistemas sem fio que atendam a muitos clientes simultaneamente.

### 2.3.2 Aplicações do VoD

As três áreas principais onde os vídeos sob demanda têm e terão aplicabilidade num futuro próximo são aprendizado, negócios e entretenimento. A tabela 2.3 apresenta exemplos de cada área citada.

**Tabela 2.3** – Aplicações do VoD

Área de atuação do VoD	Exemplos de aplicações
Aprendizado	Ensino a distância, treinamento corporativo...
Negócios	Propagandas, catálogos on-line, portfólios...
Entretenimento	Filmes, transmissões de TV via internet, repositório de vídeos...

Vale ressaltar também que transmissões de vídeo sob demanda e de videoconferência têm sido usadas para consultas médicas em regiões distantes, bem como para efetuar cirurgias simples, à distância.

### 2.3.3 Categorias de VoD

A classificação dos vídeos sob demanda se dá de acordo com o grau de interatividade com o usuário.

**No VoD (NoVoD):** Similar ao modo de transmissão de emissoras de TV analógicas, onde o usuário fica refém da grade programação, que é estática, sendo a mesma para todos os clientes. Todos recebem o vídeo pelo mesmo canal do servidor.

**Near VoD (NVoD):** Sistema onde um vídeo é transmitido por vários canais, possibilitando que os clientes acessem partes diferentes do vídeo, bastando que selecionem o canal correspondente. Uma exibição do vídeo pode ser agendada para um determinado horário e uma parte do vídeo pode ser colocada em *buffer* local para que se possa efetuar operações de pausa, avanço e retrocesso.

**True VoD (TVoD):** Sistema em que a solicitação por um vídeo é atendida prontamente, sem a espera por um instante de início pré-definido. Usuários recebem fluxos diferentes quando as requisições são feitas em momentos distintos.

É o padrão buscado em TV's baseadas em VoD, onde não se pode apenas requisitar um vídeo como também efetuar comandos como num vídeo cassete (VCR), com o mesmo tempo de resposta. Vale ressaltar que a velocidade de resposta a esses comandos vai depender da capacidade do sistema. Uma alternativa é o NVoD, que oferece recursos similares, mas com um tempo de resposta mais longo.

**Interactive VoD (IVoD):** Extensão do TVoD onde os usuários possuem controle individual da exibição, sendo também capazes de efetuar operações semelhantes a de um VCR. Cada usuário ocupa um canal independente no servidor.

Existem outras formas de classificação que levam em conta, por exemplo, a forma pela qual um programa é oferecido aos assinantes. Um sistema é dito *Quasi Video on Demand* quando o vídeo só é exibido após certo número de assinantes o requisitar. Classificamos o sistema como *Subscription Video on Demand* quando é adotado um modelo semelhante a uma locação, onde o vídeo fica disponível para o usuário durante certo período de tempo.

Através da análise das categorias acima, percebe-se que quanto mais recursos são oferecidos ao cliente, maior é a complexidade de implementação de um sistema VoD. Uma implementação mais complexa prejudica a escalabilidade, característica desejável para esta classe de aplicação. O objetivo é encontrar um equilíbrio entre escalabilidade e recursos, de forma que se possa atender a vários clientes com um nível razoável de interatividade.

Cabe ressaltar uma característica peculiar inerente aos sistemas de VoD, o “fator de paciência” (*patience factor* – PF). Ela expressa a expectativa que os usuários têm em relação à espera pelo início de um determinado vídeo, ou seja, o intervalo entre a requisição de um vídeo e o seu início.

## 2.5 Abordagens de Transmissão

Existem duas abordagens de transmissão distintas que podem ser adotadas quando se constrói sistemas VoD: proativa e reativa.

Na abordagem proativa as transmissões ocorrem em tempos pré-determinados, mesmo que os usuários não requisitem o seu início. O NoVoD e o NVoD são

implementados segundo essa abordagem. Já na abordagem reativa, uma transmissão só se inicia quando uma requisição chega ao servidor. É a abordagem usada pela TVoD e a IVoD.

## 2.6 Modelos de Requisição

Um vídeo pode ser requisitado ao servidor seguindo dois modelos: *push* e *pull*. No modelo *push* (*server-push*), o cliente sinaliza o servidor para que a transmissão inicie. Feita a sinalização, o cliente então recebe seqüencialmente os trechos de vídeo, sendo que a responsabilidade pela temporização do envio fica a cargo do servidor. Já no modelo *pull* (*client-pull*) a temporização é de responsabilidade do cliente, que requisita os trechos de acordo com a necessidade até que o vídeo termine. Estudos em [1] mostram que o modelo *push* tende a suportar de 5% a 20% mais clientes que o modelo *pull*.

## 2.7 Paradigma Cliente/Servidor versus Peer to Peer

O problema da escalabilidade no acesso a um conjunto de dados está intimamente ligado à forma pela qual este é provido. Um exemplo é o tradicional modelo cliente/servidor onde existe um cliente, que deseja a informação, e um servidor, onde a informação está armazenada. Nesta abordagem o número de clientes atendidos simultaneamente fica determinado pelo caminho crítico entre o servidor e o cliente, ou seja, pela banda passante disponível.

Podemos generalizar esse paradigma caso a aplicação permita que os clientes possam agir como compartilhadores de conteúdo, tornando seus dados disponíveis aos demais clientes, de forma que o cliente possa também agir como um servidor (ou próximo disso). Essa troca de conteúdo dá origem ao paradigma peer-to-peer (P2P), onde a capacidade de transmissão aumenta cada vez que um cliente chega, agregando assim mais recursos ao sistema.

Para que se saiba em quais clientes estão localizados os dados é necessário que haja um serviço de meta-informação, que pode ser, por exemplo, um índice XML de quais arquivos o cliente possui. Um arquivo de metadados pode conter, no caso de arquivos individuais, o ano de criação do vídeo, o seu autor, em que programa foi codificado, etc. É importante ressaltar que dados como o tamanho do arquivo, seu *bit-rate* (bits por segundo) e número de canais de áudio estão localizados no cabeçalho do arquivo de mídia, podendo

ou não estar replicados no arquivo de metadados. A figura 2.4 ilustra várias formas pelas quais os metadados podem ser distribuídos.

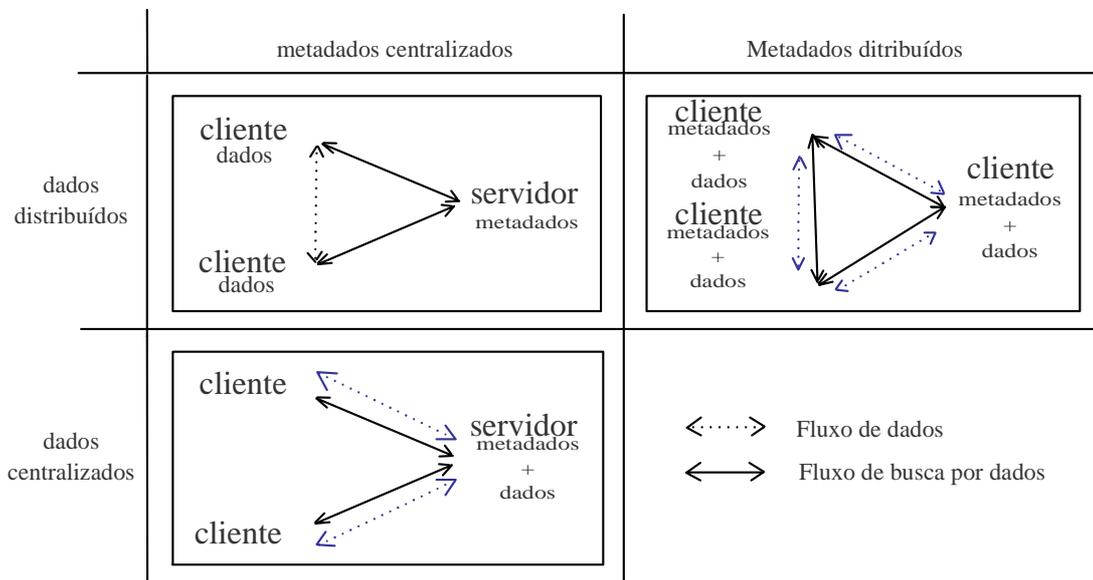


Figura 2.3 – Distribuição dos metadados.

## 2.8 Técnicas de Reuso de Fluxo

Nesta seção são apresentadas algumas das técnicas mais representativas de reuso de fluxo baseadas em *multicast*. As técnicas são divididas de acordo com a abordagem utilizada: proativa ou reativa.

### 2.8.1 Técnicas Proativas:

**Broadcasting:** Usualmente esquemas baseados neste modelo dividem o vídeo em segmentos que são transmitidos periodicamente para os clientes através de canais dedicados. Desta forma, enquanto um segmento está sendo exibido, os segmentos subsequentes vão sendo recebidos para que possam ser reproduzidos no momento certo. É uma abordagem que provê alta escalabilidade, entretanto gastam muitos canais por vídeo e provocam uma latência alta de início de exibição (na faixa de centenas de segundos).

### 2.8.2 Técnicas Reativas:

**Batching:** Nesta abordagem, as requisições feitas em certo período para um mesmo vídeo são enfileiradas e processadas *a posteriori*, sendo servidas através de um fluxo *multicast*. É importante ressaltar que, atualmente, uma rede suporta poucas fontes

*multicast*, sendo que na maioria delas temos apenas uma fonte, devido ao alto consumo de recursos demandado pelo *multicast* em comparação com outras abordagens.

Existem duas alternativas principais para controlar o atendimento das filas, sendo uma baseada no comprimento e a outra no tempo de espera. Na primeira um fluxo *multicast* é enviado aos clientes quando a fila atinge determinado valor. Na segunda abordagem os clientes que requisitam o vídeo são colocados na fila e esperam um tempo pré-estabelecido em relação ao primeiro cliente, de modo que haverá um fluxo *multicast* quando este tempo expirar. Note que o primeiro cliente espera mais que o segundo e assim sucessivamente, de modo que a latência não é igual para todos, prejudicando àqueles que são os primeiros. Esse problema é agravado quando a fila é projetada para períodos extensos ou filas longas.

**Patching:** Nesta abordagem o servidor inicia um fluxo *multicast* completo do vídeo para o primeiro cliente, de modo que todo o vídeo é transmitido para ele. Enquanto o vídeo é transmitido, outros clientes podem se agregar ao fluxo em execução, podendo assim receber os blocos a partir daquele que está sendo enviado no momento da agregação e armazená-los em *buffer* local. Concorrentemente, o servidor gera um fluxo adicional para cada um dos novos clientes, denominado remendo (*patch*), que tem por objetivo enviar os pacotes que foram enviados num momento anterior à agregação. Assim que todo o *patch* é recebido, a execução do vídeo começa, sendo que ao final do *patch* os blocos do *buffer* são consumidos. Supondo que a taxa de transmissão seja igual à de exibição, a duração do *patch* será definida pelo intervalo entre a requisição do primeiro cliente e a do novo cliente, de forma que é possível que tenhamos longos tempos, implicando que o tamanho dos *buffers* locais pode ter que ser muito grande.

**Chaining:** A estratégia desta técnica é criar cadeias de *buffers* de clientes, de forma que requisições posteriores podem obter os blocos a partir desses *buffers* enquanto os clientes os mantiverem. Essa abordagem alivia o servidor, pois descentraliza o tráfego. Como este modelo faz uso do paradigma P2P, então é altamente escalável. Entretanto, na prática, a escalabilidade deste método depende da largura de banda agregada suportada pela rede de distribuição, já que esta limita o número máximo de fluxos simultâneos. A desvantagem desta abordagem está na impossibilidade de novos clientes reutilizarem a fila de *buffers*, caso os que possuem os blocos iniciais de um vídeo os descartem.

**Cooperative Vídeo Cache (CVC):** Esta técnica implementa um gerenciamento global de caches de vídeo através dos fluxos de vídeo que são armazenados dinamicamente

nos *buffers* locais dos clientes, além de usar uma combinação de *patching* e *chaining* para reusar fluxos de vídeo a partir da cache de vídeo global. Basicamente o CVC reusa o conteúdo de vídeo distribuído através do encadeamento de *buffers* dos clientes enquanto aplica *patches* para que novos clientes possam aproveitar fluxos em andamento. Além disso, a técnica de *batch* também pode ser usada para enfileirar clientes que requisitem o mesmo vídeo num determinado período.

Conforme resultados apresentados em [2,3], a combinação de CVC e *batching*, é a que atinge maior escalabilidade em relação às possíveis combinações de técnicas supracitadas.

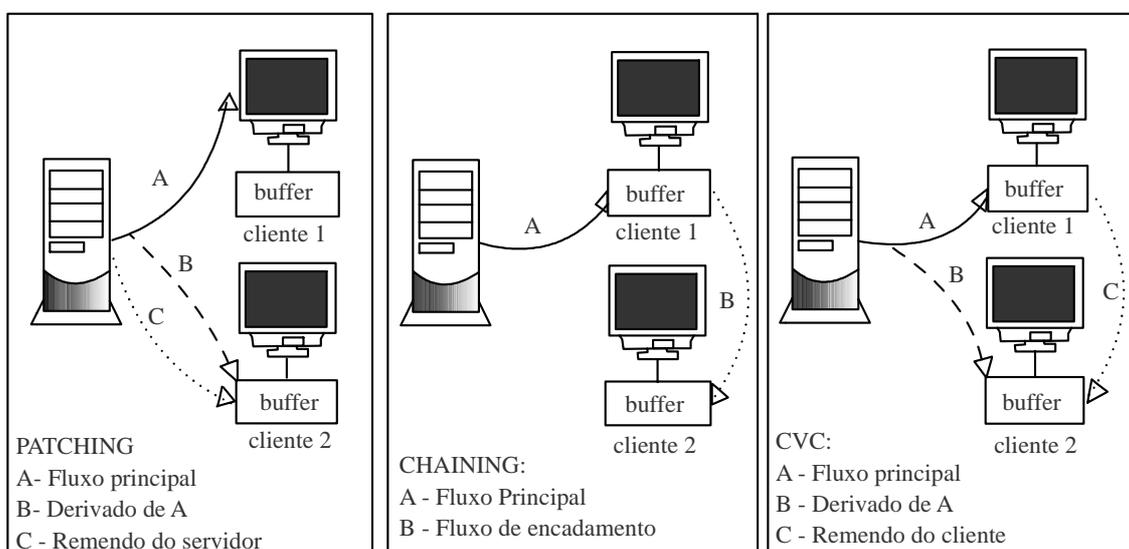


Figura 2.4 – Fluxos de dados nas três abordagens estudadas

## 2.9 Considerações Finais

Como visto no presente capítulo, o Vídeo sob Demanda tem expandido a sua área de atuação de forma rápida nos últimos anos, sendo foco de muitas pesquisas, principalmente no que tange a algoritmos de compactação e formas de distribuição.

A complexidade de implementação de sistemas de VoD deve-se ao fato destes demandarem certo nível de regularidade no recebimento dos pacotes de vídeo, que só é alcançado pelo atendimento a requisitos mínimos de qualidade de serviço (QoS).

Ficou patente também a importância de novos paradigmas de distribuição de dados, particularmente o P2P, para que o objetivo de se atingir grande escalabilidade, sem abrir mão dos recursos, seja alcançado. E é nessa abordagem que o presente estudo terá enfoque.

## Capítulo 3

### Redes Sem Fio

Redes sem fio utilizam como meio de transmissão as frequências de rádio (RF - rádio frequência), ou seja, a transmissão dos quadros se dá pelo ar, sem que se precise utilizar cabos.

Um dos fatores que colaboram para a difusão desse tipo de tecnologia é a capacidade dos dispositivos sem fio - chamados de estações - de acessarem a rede de qualquer ponto dentro da área de cobertura, permitindo que os usuários se movimentem sem perder a sua conectividade.

Temos dois tipos de estações: as estações portáteis, que se movimentam na área de cobertura, mas só podem acessar a rede quando estão num ponto fixo, e as estações móveis, que podem acessar a rede mesmo estando em movimento.

As redes sem fio possuem algumas deficiências em relação às redes cabeadas, tais como maior suscetibilidade a erros, maior insegurança e menor banda passante. Devem-se salientar também dois aspectos importantes: compartilhamento do meio físico e qualidade de serviço.

#### 3.1 Compartilhamento do Meio Físico

As estações em redes sem fio compartilham o mesmo meio físico para transmissão, que é o ar. Em virtude disso, pode haver colisões de pacotes quando múltiplas estações estão transmitindo pelo mesmo canal de comunicação. Em virtude disso se fazem necessários mecanismos de controle de acesso ao meio. De acordo com [11], separam-se tais mecanismos em dois grupos: baseados em colisão e livres de colisão.

Os mecanismos baseados em colisão procuram, através de técnicas distribuídas, evitar colisões e tratá-las quando ocorrem através de esquemas de retransmissão e esquemas de *backoff*<sup>1</sup>. Também se pode usar esquemas de classes de prioridade nos quais se associa um *backoff* específico para cada classe, ou seja, grupos cuja a prioridade seja maior têm *backoffs* menores.

---

<sup>1</sup> Intervalos, usualmente aleatórios, nos quais as estações que geraram a colisão ficam impedidas de retransmitir.

Já nos mecanismos livres de colisão o acesso ao canal é gerenciado de forma que somente uma estação possa transmitir pacotes em um determinado intervalo de tempo. Dois mecanismos que ilustram tais técnicas são o *Polling* e o TDMA. Na técnica de *polling*, as estações só podem transmitir após receber um pacote chamado *poller*. Na segunda o acesso é organizado em quadros (não confundir com os quadros da camada de enlace), onde cada quadro é subdividido em *slots* de tempo no qual estações são alocadas por uma estação especial denominada "mestre do canal". Em geral os mecanismos livres de colisão costumam prover latências dentro de limites especificados, sendo particularmente interessantes para aplicações que requerem alta qualidade de serviço.

### 3.2 Qualidade de Serviço

Não há nenhum consenso sobre qual o conceito preciso de qualidade de serviço (QoS - *Quality of Service*), mas podemos dizer, informalmente, que é semelhante à um contrato de prestação de serviço contendo requisitos ou parâmetros bem definidos. No contexto de comunicação de dados, QoS se refere aos parâmetros quantitativos, tais como latência de transmissão, taxa de erros, vazão, entre outros. De acordo com [11], a largura de banda é o principal recurso que deve ser distribuído de forma que os padrões estabelecidos por QoS sejam atendidos. Temos duas formas distintas que se baseiam na forma em como é feito o provisionamento de largura de banda: sobre-provisionamento de largura de banda e Gerenciamento de largura de banda.

A proposta de oferecer QoS através de sobre-provisionamento<sup>2</sup> esbarra nas limitações inerentes das redes sem fio, onde o meio é compartilhado e tem banda mais restrita que as redes cabeadas, restringindo assim a aplicabilidade dessa proposta. Tendo de antemão esta constatação, conclui-se que a garantia da QoS advém exclusivamente das políticas de gerenciamento de largura de banda. Por isso, para atingir o máximo de eficiência, as políticas devem refletir a realidade e as características da rede e da aplicação onde será implementada.

Da perspectiva do gerenciamento de largura de banda, os mecanismos podem ser divididos em gerenciamento de tráfego e gerenciamento de largura de banda. O primeiro geralmente envolve suporte da rede, de maneira que alterações nesse nível implicam em modificações no hardware, fazendo com que a compatibilidade de hardware e software

---

<sup>2</sup> Método que procura prevalecer, de alguma forma estações que atendam a um determinado requisito. Um exemplo seria garantir mais banda para estações que estejam durante mais tempo na rede.

legados seja prejudicada. Já o gerenciamento de largura de banda é implementado sistemicamente, utilizando mecanismos de reserva de recursos e controle de admissão, fazendo com que possamos incorporar ao sistema padrões de rede sem suporte a QoS.

### 3.3 Redes 802.11

No padrão 802.11, o termo canal é designado como sendo uma instância de uso do meio (no caso o ar) com o propósito de passagem de unidades de dados do protocolo (*Protocol Data Units* - PDU). Podemos ter num mesmo meio vários canais simultaneamente sendo definidos por várias instâncias da camada física (PHY), com um nível aceitável de interferência mútua. É importante enfatizar que o uso de múltiplos canais ou um único canal depende da camada PHY adotada.

O protocolo 802.11g oferece três canais concomitantes sem interferência, operando na faixa de 2,4 GHz, enquanto que o 802.11a suporta até treze canais independentes (dependendo da regulamentação de cada país), numa faixa de 5GHz. Portanto poderíamos agregar dezesseis canais funcionando paralelamente, utilizando para tal o mecanismo de APs co-localizados<sup>3</sup>, ilustrado na figura 3.1.

Teoricamente cada canal tem 54Mbps de taxa máxima de *link*, porém a vazão máxima efetiva é de 30,7 Mbps utilizando o protocolo UDP [6], o que gera, portanto, uma largura máxima de 491,2 Mbps.

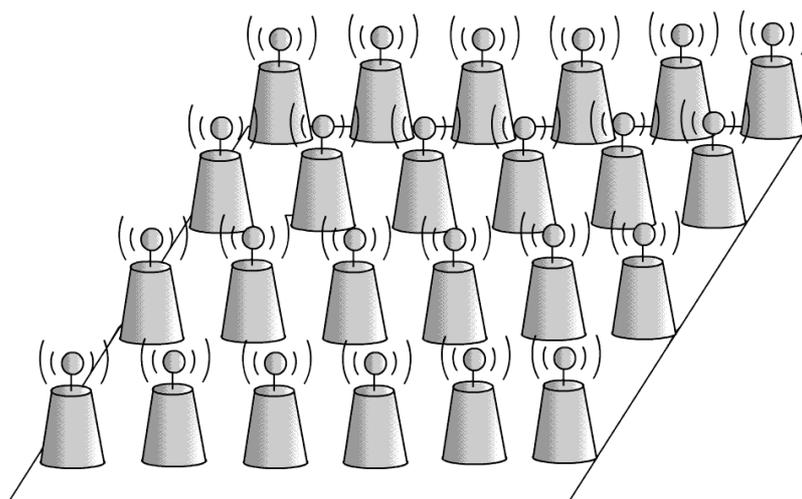
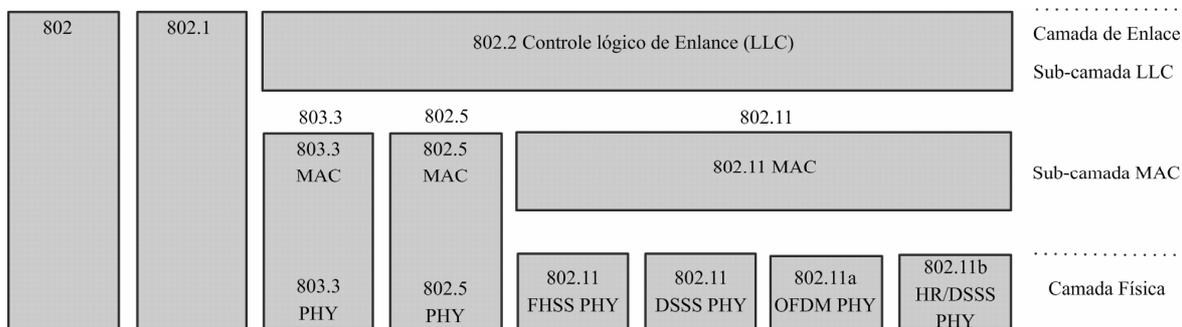


Figura 3.1 - Pontos de acesso co-localizados

---

<sup>3</sup> Pontos de acesso localizados numa mesma área, de forma que seus canais não interfiram entre si de forma a aproveitar a largura de banda (sem sobreposição de frequência).

O protocolo 802.11 é um membro da família IEEE 802, que compõem uma série de especificações para redes locais (LAN). A figura 3.2 demonstra a relação entre os vários componentes da família 802 e suas posições no modelo OSI.

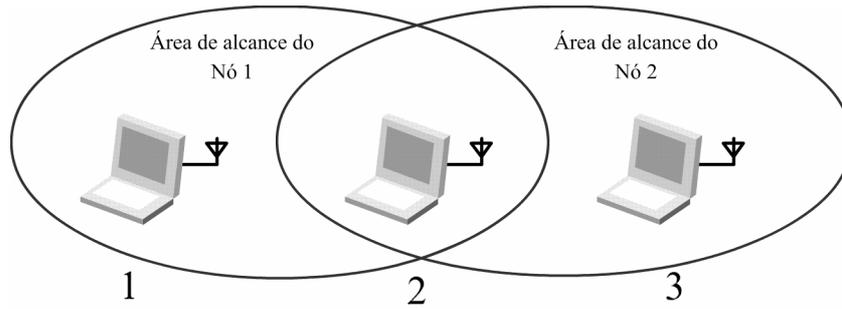


**Figura 3.2 -** Camadas e componentes das redes IEEE 802

As especificações IEEE 802 são focadas nas duas camadas mais baixas do modelo OSI porque elas incorporam tanto os componentes de enlace como os componentes físicos. Todas as redes 802 têm ambas, MAC e PHY (componente físico). O MAC é um conjunto de regras que determinam como acessar o meio de transmissão e enviar dados, porém os detalhes de transmissão e recepção são deixados a cargo da PHY.

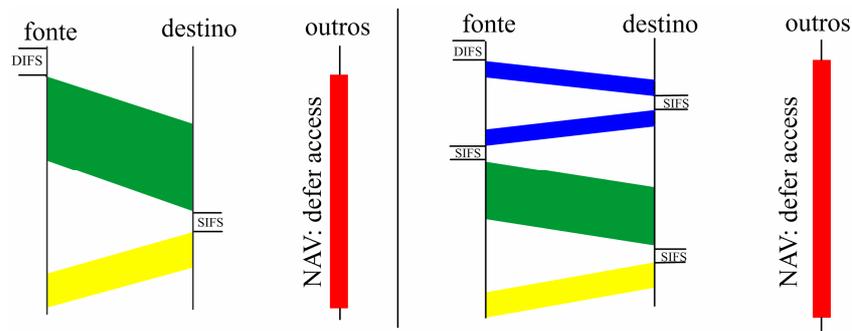
A camada MAC tem como seus principais mecanismos um protocolo de acesso baseado em colisão, obrigatório, que é chamado de *Distributed Coordination Function* (DCF), além de um protocolo opcional baseado em *pooling*, conhecido como *Point Coordination Function* (PCF). O DCF usa um protocolo de detecção de portadora e acesso múltiplo (*Carrier Sense Multiple Access - CSMA*) semelhante ao usado em redes 802.3 (*ethernet*), além de utilizar *backoff* exponencial para tratar colisões, porém enquanto as redes cabeadas usam o CSMA/CD (*Collision Detection*) as redes 802.11 utilizam uma variante mais adequada ao meio de transmissão chamada CSMA/CA (*Collision Avoidance*). Este mecanismo introduziu um conceito de detecção de colisões virtuais baseado num vetor de alocação de rede (*Network Allocation Vector - NAV*), que, em conjunto com o mecanismo de detecção de portadora, é capaz de prever o intervalo em que o meio de transmissão estará ocupado. O fato de se utilizar *backoff* exponencial faz com que o DCF ofereça QoS baseado em melhor esforço, sem garantir serviço em termos de largura de banda, visto que o DCF tenta evitar colisões mas não garante que elas não ocorrerão.

O DCF pode operar usando o protocolo RTS/CTS (*Request to Send / Clear to Send*) ou não (figura 3.4). Tal protocolo é ativado usualmente para evitar o problema conhecido como "terminal escondido" (*Hidden Terminal Problem* ou *Hidden Node Problem*) (figura 3.3).



**Figura 3.3 - Terminal escondido**

Como exemplo do problema considere o caso onde duas estações X e Y precisem transmitir dados para uma estação Z. Caso X e Y não possam transmitir entre si devido à falta de alcance, então pode ocorrer transmissão mútua de X e Y para Z, implicando em possíveis colisões durante o recebimento dos dados por Z. Usando o esquema RTS/CTS, toda a transmissão de dados começa por um *frame* de requisição de envio (RTS). Caso o destinatário esteja disponível para receber então o mesmo responde com um *frame* de liberação de envio (CTS), ou seja, o dado só é enviado depois do recebimento do CTS. De acordo com o exemplo anterior, mas agora usando RTS/CTS, se X enviou um RTS à Z, que respondeu com um CTS, então implicitamente todas as outras estações na sua área de transmissão ficam cientes de que o canal está ocupado, evitando assim muitas colisões em potencial.



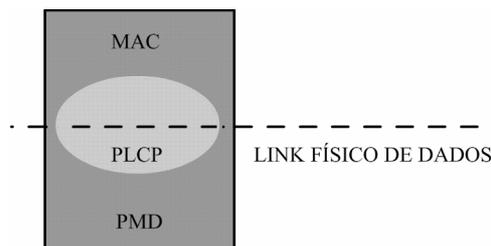
**Figura 3.4 - Variações do DCF**

Já o PCF, que é baseado em *polling*, oferece um desempenho previsível, já que estações só podem transmitir quando recebem uma mensagem do coordenador de ponto (*Point Coordinator - PC*), que é um recurso que pode ser incorporado ao AP. Entretanto o PCF raramente tem sido implementado nos dispositivos atuais devido a problemas inerentes, o que fez com que a IEEE modificasse a camada MAC (802.11e) para que esta suportasse classes de prioridade com diferentes *backoffs* associados, com intuito de melhorar o suporte a QoS.

Especificações individuais da série 802 são indicadas por um segundo número. Por exemplo, 802.3 é a especificação para o CSMA/CD que é relacionada (e erroneamente atribuída) à *Ethernet*, e a 802.5 é a especificação do *Token Ring* - protocolo de redes que opera em topologia de anel, onde quem detém o *token* pode transmitir. Outras especificações descrevem algumas partes da pilha de protocolos: 802.2, por exemplo, especifica a camada de enlace comum, controle lógico do enlace (*Logical Link Control - LLC*), que pode ser usada por qualquer membro da família 802. Ferramentas de gerenciamento para as redes 802 são especificadas no 802.1, que tem extensões como, por exemplo, a 802.1q para redes virtuais (VLAN).

802.11 é simplesmente outra camada de enlace que pode usar o encapsulamento 802.2/LLC. A base da especificação 802.11 inclui sua camada MAC e duas camadas físicas: a FHSS (*Frequency-Hopping Spread-Spectrum*) e a DSSS (*Direct-Sequence Spread-Spectrum*). Revisões posteriores do 802.11 adicionaram mais camadas físicas. A 802.11b especifica a HR/DSSS (*high-rate direct-sequence layer*) enquanto que o 802.11a descreve uma camada física baseada em uma multiplexação por divisão de frequências ortogonais (OFDM).

O uso de ondas de rádio como camada física obviamente requer uma PHY relativamente mais complexa. 802.11 divide a camada PHY em dois componentes genéricos: a PLCP (*Physical Layer Convergence Procedure*), que mapeia os quadros MAC no meio de transferência, e a PMD (*Physical Medium Dependent*) que se encarrega da transmissão dos quadros propriamente ditos. O PLCP define os limites entre a camada MAC e a camada física como mostrado na figura 3.5. No 802.11 o PLCP adiciona um número de campos ao quadro a ser transmitido pelo meio físico.



**Figura 3.5** - Componente da camada física

## 3.4 Nomenclatura e Componentes

### 3.4.1. Sistemas de Distribuição

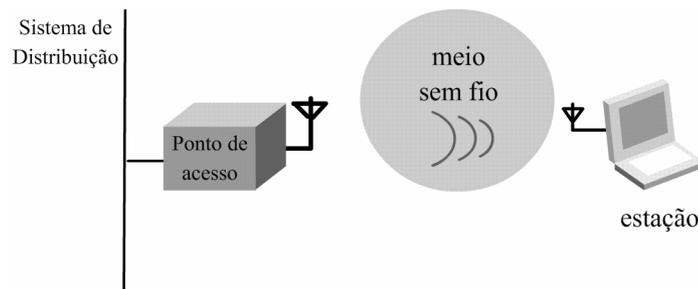
Quando múltiplos pontos de acesso estão conectados formando uma extensa área de cobertura, eles devem comunicar entre si para mapear o movimento de estações móveis. O sistema de distribuição é o componente lógico das redes 802.11 usado para encaminhar os quadros para o seu destino. 802.11 não especifica uma tecnologia em particular para o sistema de distribuição. Em muitos dos produtos comerciais o sistema de distribuição é implementado como uma combinação de mecanismos de *bridging*, e um meio, que age como sistema de distribuição, que é a rede *backbone* usada para transmitir quadros entre os pontos de acessos (AP's). Essa rede *backbone* é, na maioria das vezes, a *Ethernet*.

### 3.4.2. Pontos de Acesso

Os quadros numa rede 802.11 devem ser convertidos para um outro tipo de quadro para serem entregues ao resto do mundo. Os pontos de acesso (*Access Points* – AP) são os que fazem a interface (*bridging*) entre redes sem fio e redes cabeadas. Os pontos de acessos também exercem outras funções sendo a citada acima a mais importante.

### 3.4.3. Meio Sem Fio

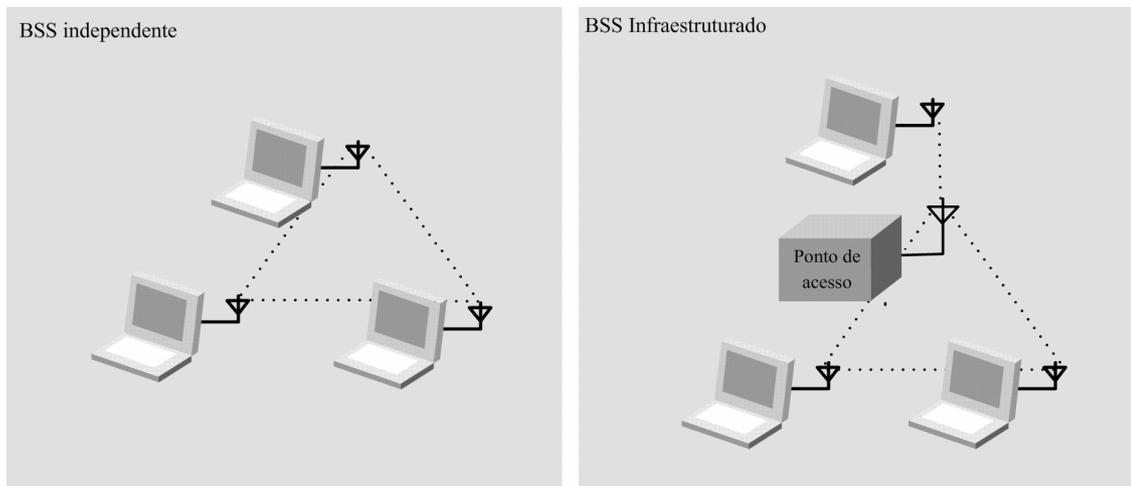
Para que os quadros sejam transmitidos de estação para estação, o padrão é o uso de um meio sem fio. Muitas camadas físicas diferentes foram definidas. A arquitetura permite que múltiplas camadas físicas sejam desenvolvidas para auxiliar a camada MAC. Inicialmente, duas camadas físicas de rádio frequência (RF) e uma camada de infravermelho foram padronizadas, sendo as de RF mais populares atualmente.



**Figura 3.6** - Componentes de uma rede 802.11

### 3.5. Tipos de Rede

O bloco básico de construção das redes 802.11 é o BSS (*Basic Service Set*), que é um conjunto de estações que se comunicam umas com as outras. As comunicações acontecem dentro de uma área indefinida chamada *Basic Service Area*, definida pelas características de propagação do meio sem fio<sup>4</sup>. Numa BSS, as estações podem se comunicar com outros membros da BSS. Existem duas organizações de BSS ilustradas na figura 3.7.



**Figura 3.7(a) e (b)** – Tipos de *Basic Service Set*

Na figura 3.7(a) tem-se uma BSS independente (IBSS). Estações numa IBSS comunicam-se diretamente e devem estar dentro do campo de comunicação direto. A menor rede IBSS possível possui duas estações. Tipicamente essas redes são compostas

<sup>4</sup> Como todo meio sem fio se caracteriza pela transmissão tridimensional, então a área de serviço é mais bem nomeada com volume de serviço. Entretanto a definição de “área” é amplamente aceita e usada.

por um número pequeno de estações configuradas para um propósito específico e por um curto período de tempo. Um uso muito comum é a criação de redes para encontros em conferências virtuais. Quando o encontro inicia, os participantes criam uma IBSS para compartilharem dados. Quando o encontro é finalizado a IBSS é dissolvida. Devido a curta duração, pequeno tamanho e propósito específico, IBSS's são as vezes denominados BSS's *ad hoc* ou redes *ad hoc*<sup>5</sup>.

Na figura 3.7(b) tem-se uma BSS infra-estruturada. Redes infra-estruturadas são distinguidas pelo uso de pontos de acesso. Estes pontos são usados em toda a comunicação das redes infra-estruturadas, incluindo a comunicação entre nós móveis na mesma área de serviço. Se uma estação móvel numa rede infra-estruturada precisa se comunicar com uma segunda estação móvel, a comunicação toma dois trajetos: primeiramente a estação móvel de origem transfere o quadro para o ponto de acesso, depois o ponto de acesso transfere o quadro para a estação de destino.

Como toda comunicação passa pelos pontos de acesso, então a BSS é definida pelos pontos que podem receber transmissões de um determinado ponto de acesso. Embora uma transmissão que precise tomar vários trajetos requer mais capacidade do que a transmissão direta, ela tem duas vantagens importantes:

a) um BSS infra-estruturado é definido pela distância em relação ao ponto de acesso. Todas as estações móveis precisam estar dentro deste campo abrangido pelo ponto de acesso, porém nenhuma restrição é imposta com relação à distância entre as próprias estações móveis. Permitir comunicação direta entre as estações móveis pode economizar recursos de transmissão, mas ao custo de um aumento de complexidade da camada física porque cada estação móvel precisa manter relações de conectividade com todos os seus vizinhos da área de serviço;

b) pontos de acesso numa rede infra-estruturada podem gerenciar situações onde os outros pontos entram em modo de hibernação ou economia de energia, ou seja, eles percebem quando uma estação entra nesses modos e guarda os quadros destinados a essa estação em um *buffer*. Estações cuja energia é provida por baterias têm a capacidade de só serem ligadas para transmitir ou receber quadros do ponto de acesso.

Numa rede Infra-estruturada, as estações devem associar-se com um ponto de acesso para obterem os serviços da rede. Associação é o processo pelo qual uma estação

---

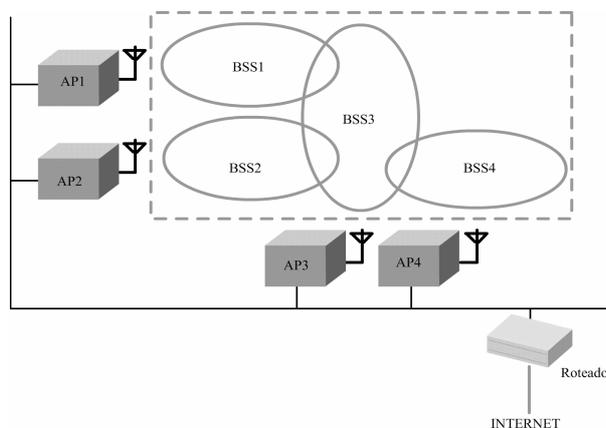
<sup>5</sup>Redes onde não há um terminal centralizado para onde as comunicações convergem, ou seja, todos os pontos da rede funcionam como roteadores.

móvel é anexada é uma rede 802.11. Isto é logicamente equivalente a conectar o cabo de rede num *switch* para ter acesso a uma rede *ethernet*, por exemplo.

A associação não é um processo simétrico. As estações móveis sempre iniciam o processo de associação e os pontos de acesso podem optar por permitir ou negar o acesso baseados no conteúdo de uma requisição de associação. Associações são unitárias para as estações móveis, ou seja, podem se associar a apenas um ponto de acesso, da mesma forma que uma estação numa rede *ethernet* tradicionalmente só pode ser associada a um *gateway*. O padrão 802.11 impõe um limite ao número de estações que um ponto de acesso pode gerenciar, entretanto, na prática, o relativo baixo “*throughput*” das redes sem fio é que limita o número de estações.

### 3.6. Áreas de Serviço Extendidas

Os BSS atendem a demanda de pequenos escritórios e residências, mas não podem prover coberturas para grandes áreas. O protocolo 802.11 permite que redes de tamanhos arbitrariamente maiores sejam criadas pela ligação de vários BSS para a formação de um conjunto de serviços estendido (ESS – *Extended Service Set*). Um ESS é criado pelo método de *chaining* de vários BSS através de uma rede *backbone*. Na figura 3.8 vê-se a união de quatro BSS's. Uma organização particular de pontos de acesso é chamada de co-localização, que será abrangida *a posteriori*. Numa situação real o grau de sobreposição entre os BSS's são provavelmente muito maiores do que os da figura 3.8. Além de que não é desejável que se tenha que passar pela área de BSS3 para que não se perca a conexão caso queiramos ir de BSS2 ao BSS1.



**Figura 3.8** – *Extended Service Set*

Estações dentro do mesmo ESS podem comunicar entre si, embora possam estar em BSS's diferentes ou ainda movendo-se entre eles. Para que estações possam se comunicar em ESS's, o meio sem fio deve funcionar como uma camada de enlace. Os pontos de acesso funcionam como pontes (*bridges*), então uma comunicação direta entre estações requer que a rede *backbone* também funcione como uma conexão da camada de enlace. Qualquer conexão de segunda camada (enlace) é suficiente. Vários pontos de acesso de uma área podem estar interligados através de um *Hub* ou *switch* ou pode-se usar uma V-LAN se a camada de enlace deve cruzar uma área mais extensa.

Áreas de serviço estendidas é o nível mais alto de abstração suportada pelas redes 802.11. Os pontos de acesso num ESS operam em sincronia para permitir que apenas um endereço MAC seja usado para que estações externas efetuem comunicação com qualquer estação dentro de um ESS<sup>6</sup>. Na figura 3.8 o roteador usa um único endereço MAC para entregar os quadros para uma estação, porém o roteador é alheio à localização da mesma, deixando a cargo do ponto de acesso correspondente a entrega do quadro.

### 3.7. Controle de Associação

Embora a banda agregada oferecida pelos pontos de acesso co-localizados seja significativa, as variantes do protocolo 802.11 não dispõem de um mecanismo eficiente que otimize o uso dos pontos de acesso, ou seja, precisamos de um mecanismo em que a escolha dos APs para a associação do cliente seja eficiente, sejam esses pontos co-localizados ou não. Este procedimento é chamado de "controle de associação".

O processo de associação é feito em três etapas [21]: Escaneamento, Decisão e Associação.

Escaneamento (*scanning*): Quando uma estação é ligada, esta escuta todos os canais por um período de tempo específico. Durante esse processo, ela coleta *frames* de *beacons*<sup>7</sup>, provenientes do período da PCF, vindos dos APs.

Decisão (*decision*): Depois de coletados os *frames*, a estação então decide, através de uma heurística pré-determinada, a qual ponto vai se associar.

---

<sup>6</sup> As formas de associação entre as estações e seus respectivos pontos de acesso são muito importantes para o balanceamento de carga. Por essa razão, as heurísticas de associação serão estudadas mais profundamente *a posteriori*.

<sup>7</sup> Frames enviados pelo AP para sincronizar a rede.

Associação (*association*): A estação troca pacotes com o AP escolhido a fim de se tornar membro de sua célula, caso sua autenticação seja bem sucedida. A associação propriamente dita ocorre durante o período reservado ao DCF.

A heurística básica adotada pelo 802.11 para a etapa de decisão é chamada de *strongest signal first* (SSF), que prioriza a escolha dos pontos de acordo com a intensidade do seu sinal, que é obtida através do indicador RSSI (*receive signal strength indicator*). É patente que tal heurística tende a atingir um fraco balanceamento de carga (uso dos canais) entre os APs, além de não prover garantias de largura de banda mínima. Em particular, quando aplicados no cenário dos APs co-localizados, a heurística tende a ter um comportamento aleatório, visto que os pontos de acesso estarão à uma mesma distância da estação. Outra heurística, proprietária, não interoperável, é chamada de *Least loaded first* (LLF). Nela, uma estação é atribuída ao ponto cuja largura de banda é a maior disponível. Embora a LLF otimize o uso das APs, a falta de interoperabilidade entre as diversas marcas de equipamentos sem fio restringe o seu uso. Além disso, alguns fabricantes estendem as especificações da LLF de forma atender requisitos de largura de banda mínima, o que aumenta ainda mais o problema de interoperabilidade.

### **3.8. Considerações finais**

Neste capítulo vimos de forma geral como as redes sem fio podem ser vantajosas para transmissão de vídeo sob demanda.

Primeiramente introduzimos alguns conceitos inerentes tais como qualidade de serviço e também idéias sobre o compartilhamento do meio físico de transmissão.

A seguir é mostrado um panorama geral da arquitetura do protocolo 802.11 e suas variantes, com ênfase nos mecanismos das camadas MAC e PHY que são responsáveis pelo controle de acesso e manipulação do meio de transmissão, que também têm contribuição nas heurísticas de controle de associação.

Um dos principais problemas, que é o controle de associação, também é mostrado. Tal importância é justificada, porque são os mecanismos de controle de associação que vão fazer com que os pontos de acesso, co-localizados, possam distribuir da maneira mais justa possível as estações entre si.

## Capítulo 4

### Controles de Associação

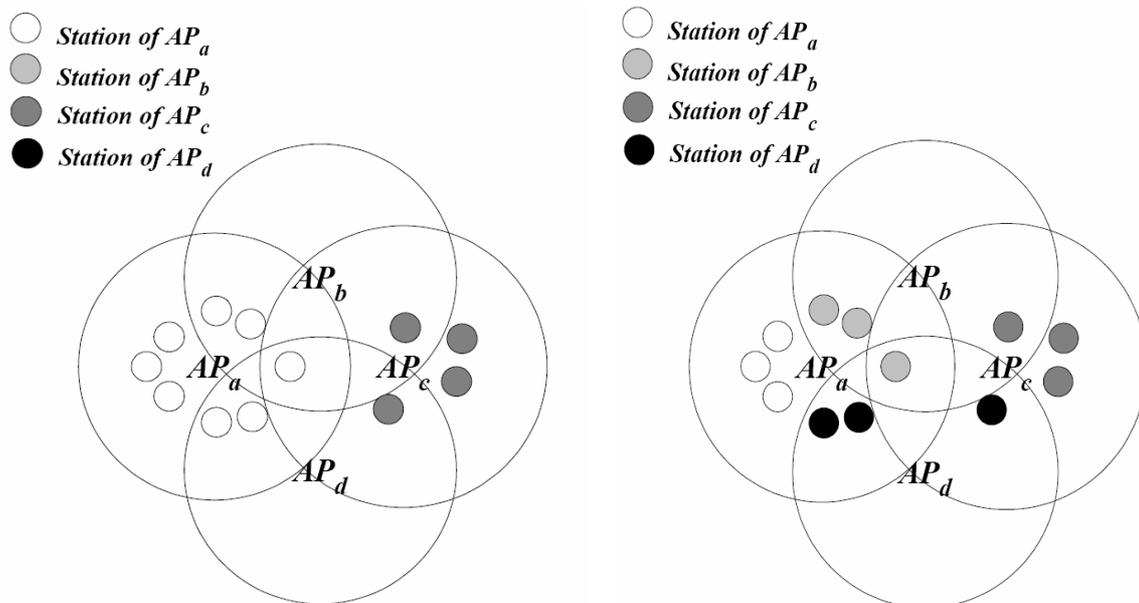
Como já mostrado no decorrer deste trabalho, o uso de heurísticas para controle de associação de estações aos pontos de acesso é uma abordagem conveniente, pois permite que alcancemos um bom aumento de escalabilidade sem que se tenha que fazer grandes modificações na arquitetura física do sistema. O capítulo a seguir procura aprofundar tal abordagem descrevendo alguns métodos utilizados para tornar mais inteligente tal processo.

Neste capítulo serão ilustradas algumas propostas para lidar com o problema do controle de associação. É mostrada, em princípio, uma breve explicação sobre as motivações que levam a procura de heurísticas para solucionar o problema e em seguida estes métodos são detalhados com os respectivos testes executados pelos idealizadores de cada proposta.

#### 4.1 Motivação

Como já dito, o método de acesso fundamental utilizado pela camada MAC do padrão 802.11 é conhecido como *Carrier Sense Multiple Access with collision Avoidance* (CSMA/CA). Este protocolo funciona a partir de um esquema “escutar antes de falar”. Isto significa que uma estação que deseja transmitir deve primeiramente inspecionar o meio. Se ele não se encontra ocupado, então a transmissão ocorre. O CSMA/CA define um intervalo de tempo mínimo entre dois frames consecutivos. Uma vez que um frame tenha sido enviado de uma estação, esta deve esperar até que o intervalo para o próximo envio tenha passado. Em seguida cada estação ativa escolhe um montante de tempo aleatório (dentro de uma janela de tempo conhecida como *backoff*) e aguarda durante esse tempo. Caso haja colisões, as estações envolvidas escolhem outro montante aleatório de tempo (dentro de um *backoff* maior) e aguardam novamente. Este processo é repetido até que a transmissão da estação termine com sucesso. Este tipo de acesso múltiplo garante compartilhamento racional do canal e evita colisões, entretanto degrada o uso da banda, principalmente quando muitas estações a compartilham. Daí segue-se que é necessário que tenhamos a possibilidade de gerenciar melhor o número de estações por ponto de acesso, de forma que o número de colisões fique dentro de um limite específico.

Na abordagem tradicional uma estação seleciona uma estação para associar-se através de duas etapas. Primeiramente ela varre todos os canais disponíveis em busca de APs disponíveis para associação, armazena seus valores de RSSI e logo em seguida associa-se ao que tem o maior valor RSSI. A abordagem descrita provoca um problema sério: podem existir muitas estações conectadas em poucos APs enquanto outros APs estarão ociosos. A figura 4.1(a) ilustra esta situação: Existem doze estações e quatro APs. Por simplicidade é considerado que RSSI é proporcional à distância entre as estações e os APs. Na figura 4.1(a), oito estações estão associadas ao APa e quatro ao APc. Assumindo que a carga é a mesma para todas as estações, já que o uso da banda pelas estações é imprevisível, teremos um cenário onde a banda é mal compartilhada e a carga mal distribuída entre os APs (apenas metade da capacidade da rede é usada). Uma associação mais balanceada é mostrada na figura 4.1(b), onde cada AP possui 3 estações associadas.



**Figura 4.1(a) e (b)** – Associação baseada no maior RSSI e associação ideal com número igual de estações por AP, respectivamente.

Portanto o esforço reside na procura de uma heurística que nos permita utilizar o máximo da banda passante do sistema, aumentando assim sua escalabilidade.

## 4.2 CINAPS

O objetivo das seções subseqüentes será demonstrar o primeiro sistema deste trabalho. Proposto por [6], é denominado “Cluster de Pontos de Acesso de Baixo Custo (*Cluster of INexpensive Access PointS - CINAPS*)” , e tem como objetivo resolver o

problema do controle de associação proposto na seção anterior. Primeiramente introduzimos o modelo do problema do controle de associação. Logo após, uma descrição dos componentes do sistema é mostrada, com ênfase no componente denominado de “gerenciador de canais sem fio (*Wireless Channel Manager - WCM*)”, que é responsável por executar a heurística do controle de associação. Por fim serão apresentados os resultados da análise experimental.

#### 4.2.1 Modelagem do Problema do Controle de Associação

O seguinte modelo abrange o problema do controle de associação para sistemas de distribuição de vídeos sob demanda através de WLANs, utilizando pontos de acessos co-localizados, que por sua vez fazem interface com dispositivos (estações) móveis (MD) que possuam interfaces de rede 802.11 multi-banda (multi-band), o que permite a adoção dos padrões “a” e “g” por software.

Definimos por *Maxchannels* o número máximo de canais que podem coexistir sem interferência. A partir desta definição segue que a rede é formada por um conjunto de pontos de acesso co-localizados ( $AP_{total}$ ), onde  $1 \leq AP_{total} \leq Maxchannels$ . Além disso, chamamos de *MinAPthroughput* e *MaxAPthroughput* a vazão mínima e máxima efetiva possível para os APs, respectivamente. A partir disso temos que a vazão efetiva do  $i$ ésimo ( $i$ th) cliente,  $AP_{throughput}[i]$  é limitada pelos extremos acima, ou seja,  $MinAPthroughput \leq AP_{throughput}[i] \leq MaxAPthroughput$ . A partir dos conceitos mostrados, podemos derivar a largura de banda agregada (*aggregate bandwidth*) da parcela sem fio do sistema, expressa pela sigla AB, pela fórmula 4.1:

$$AB = \sum_{i=1}^{AP_{total}} AP_{throughput}[i] \quad (4.1)$$

Consideramos um conjunto de vídeos ( $V_{total}$ ), onde *MinVrate* e *MaxVrate* são as taxas de vídeo (*video rate*) mínima e máxima, respectivamente, considerando a taxa média medida, em Kbps, de consumo do decodificador. Tomamos por *MinVlength* e *MaxVlength* como sendo a duração mínima e máxima dos vídeos, respectivamente. Portanto pode-se dizer que o  $i$ ésimo ( $i$ th) vídeo tem uma taxa ( $V_{rate}[i]$ ) e uma duração ( $V_{length}[i]$ ), onde:  $MinVrate \leq V_{rate}[i] \leq MaxVrate$  e  $MinVlength \leq V_{length}[i] \leq MaxVlength$ .

A partir do exposto acima podemos concluir que o número mínimo de fluxos de vídeo (*video streams*) suportados simultaneamente pela parcela sem fio do sistema é de

$$\frac{AB}{MaxVrate} \text{ enquanto que o máximo é } \frac{AB}{MinVrate}.$$

Assumimos que a taxa de requisições (*request rate*) de vídeo feita pelos clientes, também chamada de taxa de chegada (*arrival rate*), segue um processo de Poisson<sup>8</sup> com um determinado  $\lambda$ , de maneira que são feitas, em média,  $\lambda$  requisições de vídeo por minuto. Além disso, a popularidade do vídeo segue uma distribuição de Zipf<sup>9</sup> generalizada com desvio (skew)  $\alpha$ . Sendo assim, em um determinado tempo de simulação (*time of simulation*), em segundos, denominado TS, a quantidade média total de requisições de vídeo ( $R_{total}$ ) é igual a  $\frac{TS \times \lambda}{60}$ .

Seja  $C_{videoi}$  o identificador (id) de um vídeo requisitado pelo  $i$ ésimo cliente e  $T_{requesti}$  o instante de tempo no qual a requisição foi feita. Considerar  $C_{api}$  como sendo o AP ao qual o  $i$ ésimo cliente é associado e  $T_{servicei}$  o instante de tempo em que o sistema atende a requisição. A partir das definições anteriores podemos definir a latência de serviço (*service latency*) do  $i$ ésimo cliente,  $SL_i$ , como  $T_{servicei} - T_{requesti}$ , expressa em segundos. Definimos também  $Prefetch_i$ , que é o tempo em segundos necessário para o preenchimento do buffer de execução do  $i$ ésimo cliente. Logo, a latência total de espera entre a requisição e o início da reprodução no  $i$ ésimo cliente, conhecida como latência de exibição (*playback latency*), dá-se pela soma entre a latência de serviço e o tempo de Pré-busca, ou seja,  $SL_i + Prefetch_i$ .

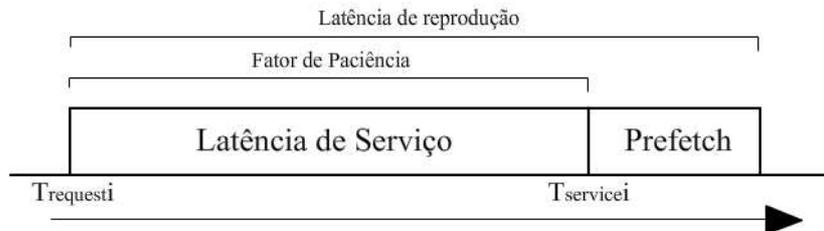
Por fim, temos o fator de paciência (*patience factor*), já descrito anteriormente, e que é formalizado como  $PF_i$ , e que denota o valor máximo de SL considerado aceitável pelo  $i$ ésimo cliente. Seja  $R_{accepted}$  e  $R_{denied}$  o total de requisições aceitas e negadas, respectivamente. Uma nova requisição vinda do  $i$ ésimo cliente é aceita somente se a largura de banda necessária ( $Vrate_{C_{videoi}}$ ) puder ser alocada em um dos APs, e a condição  $SL_i \leq PF_i$  for respeitada.

---

<sup>8</sup> Distribuição discreta que expressa a probabilidade de uma quantidade de eventos ocorrerem num período fixo de tempo caso tais eventos ocorram num fluxo médio conhecido, de forma que o evento atual é independente do anterior. O número esperado de ocorrências num intervalo de tempo é dado pela variável  $\lambda$ .

<sup>9</sup> Uma lei empírica formulada usando estatística matemática, onde é dito que muitos tipos de dado estudados na física e em ciências sociais podem ser aproximadas com tipo de distribuição chamada distribuição Zipfiana.

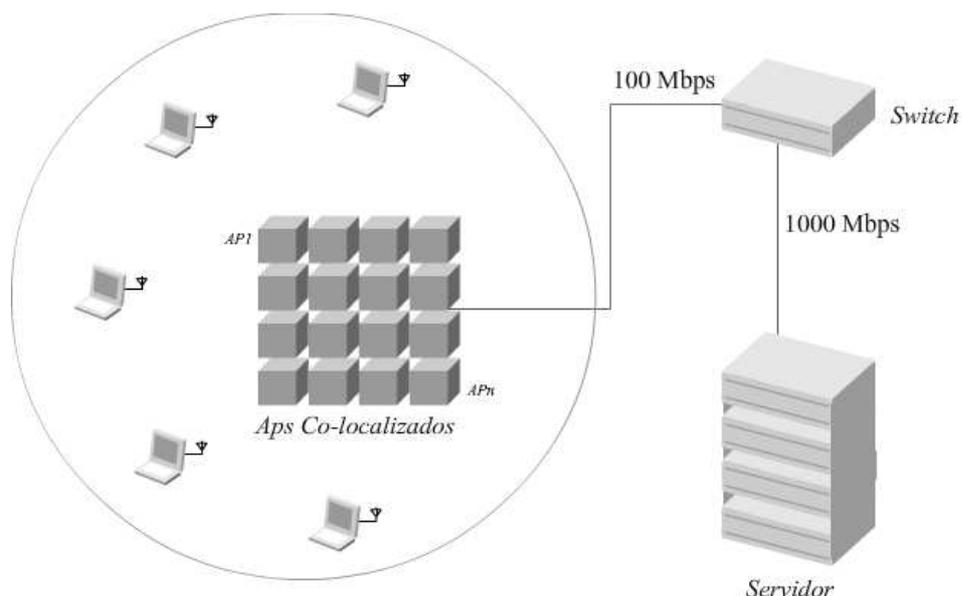
Através dos conceitos acima podemos concluir que a disponibilidade de largura de banda varia segundo os fatores  $\lambda$ ,  $V_{length}$ ,  $V_{rate}$  e  $AB$ , de forma que  $R_{accepted}$  e  $R_{denied}$  variam tanto quanto variarem tais parâmetros. Portanto o objetivo da heurística de controle de associação será aumentar a escalabilidade do sistema através de estratégias que melhorem o uso de largura de banda nos APs e reduzam o fator  $R_{denied}$ .



**Figura 4.2** – Latência de exibição. Notar que latência de serviço não deve ser maior que PF.

#### 4.2.2 Visão Geral

A figura 4.3 mostra os componentes de hardware usados pelo CINAPS. É composto basicamente de um cluster de pontos de acessos 802.11 padronizados e de baixo custo, mas de fabricantes heterogêneos. Os pontos de acesso são organizados de forma que o posicionamento entre eles é co-localizado. Como explicado anteriormente, a co-localização de pontos de acesso promove um posicionamento que é relativamente igual para todos os pontos, de forma que eles cobrem a mesma área, mas com a vantagem de se ter vários canais concomitantes e não mutuamente interferentes. No CINAPS, os APs são conectados entre si e ao servidor através de um *switch* cuja matriz de comutação deve ser maior que a vazão agregada dos APs e, em particular, a porta em que é conectado o servidor não pode representar um fator limitante para os pacotes transmitidos. Por exemplo, se temos que a vazão máxima do sistema corresponde ao agregado dos canais não interferentes funcionando ao mesmo tempo, podemos assumir que o pico de uso será de 491,2 Mbps, ou seja, a porta na qual conectamos o servidor deverá ter, no mínimo, vazão igual à citada acima, razão pela qual é usada uma porta do padrão *Gigabit Ethernet*. Para os pontos de acesso, podem ser usadas portas *Fast Ethernet*.



**Figura 4.3** – Componentes físicos do CINAPS

A operação do CINAPS envolve três componentes de software ilustrados na figura 4.4 e mostrados abaixo:

*Video Server (VS)*: Componente que é executado no servidor do sistema. Ele é responsável pela criação dos fluxos de vídeo<sup>10</sup> para os clientes. O servidor pode funcionar tanto como um servidor central, onde é o principal repositório de vídeos ou pode funcionar como um repositório secundário, tal qual um *proxy*;

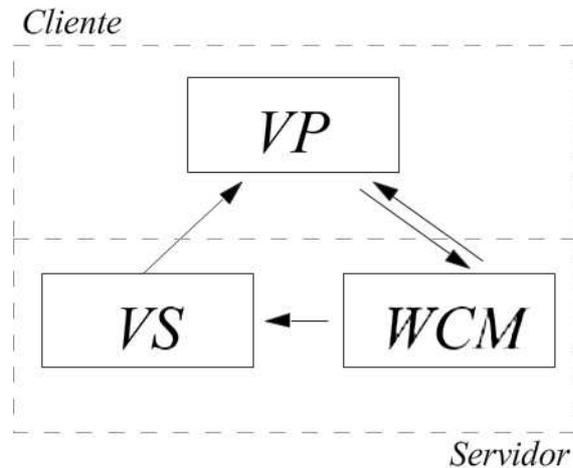
*Wireless Channel Manager (WCM)*. Este componente é executado no servidor, entretanto pode ser executado em outra máquina, desde que não ofereça latência considerável. É responsável por implementar o controle de associação, ou seja, gerencia para qual ponto de acesso as estações serão atribuídas para associação, desde que de acordo com a disponibilidade de recursos;

*Video Player (VP)*. É executado nos dispositivos clientes que possuam interface 802.11, ou seja, *laptops*, *PDA*s, celulares, entre outros. Possui dois tipos de tarefa, onde uma é relacionada aos vídeos propriamente ditos (requisição e decodificação), e a outra se refere à associação (re-associação<sup>11</sup>).

---

<sup>10</sup> O autor da proposta assume que o servidor tem condição de responder a todas as requisições prontamente.

<sup>11</sup> Ocorre quando o WCM sinaliza ao cliente que este deve associar-se a outro ponto de acesso diferente do atual.



**Figura 4.4** – Componente de software do CINAPS

### 4.2.3 Procedimento de Controle de Associação

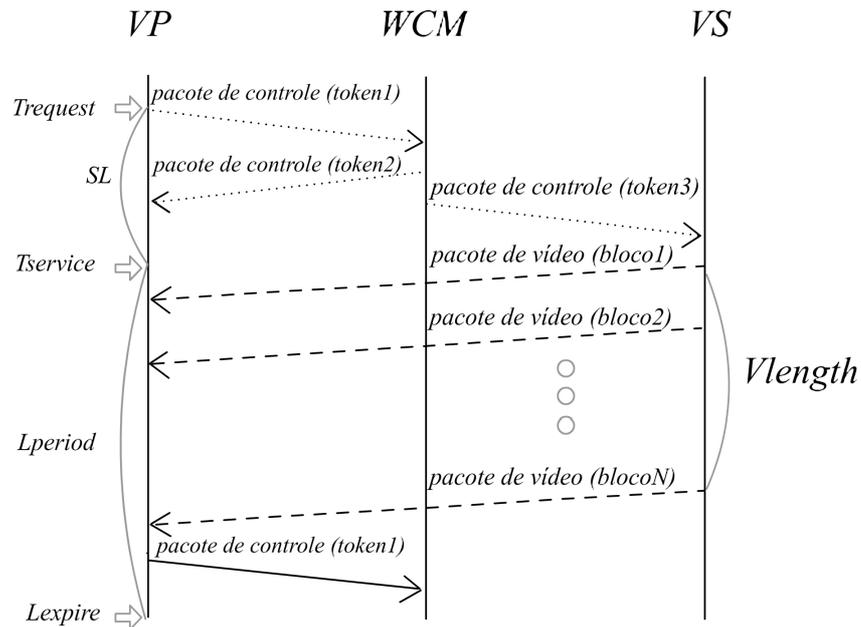
O procedimento para controle de associação tem o seu início com a requisição de um vídeo pelo cliente. Assim que o vídeo é requisitado, o componente VP envia uma mensagem *token1* no formato “CID,VID”, onde CID e VID são o id do cliente e do vídeo, respectivamente. O *token1* é enviado ao WCM através de qualquer um dos APs. Assim o WCM o recebe, ele verifica a largura de banda agregada e dependendo do resultado, aceita ou rejeita a requisição.

Caso o WCM aceite a requisição, este responde ao cliente com um *token2* no formato “CID, T<sub>serviceCID</sub>, APID”, onde T<sub>serviceCID</sub> é o instante de tempo em que a largura de banda requisitada será alocada para CID. Já APID é o id do ponto de acesso em que o cliente será associado. O WCM também solicita ao VS através do *token3* que inicie um novo fluxo de vídeo com destino a CID no instante T<sub>serviceCID</sub>. O *token3* tem o formato “CID, VID, T<sub>serviceCID</sub>”. Após o cliente CID receber o último pacote de vídeo, ele envia para o WCM uma mensagem *token1* com o campo VID igual à NULL, indicando que a largura de banda foi liberada.

Caso o WCM rejeite a requisição, ele envia ao cliente CID o *token2* no formato “CID, T<sub>serviceCID</sub>, APID” onde à T<sub>serviceCID</sub> e APID são atribuídos NULL.

#### 4.2.4 Operação Interna do WCM

Como suporte à tarefa de controle de associação, o WCM adota o conceito de *lease*<sup>12</sup> de sub-canais. Quando a requisição do vídeo VID feita pelo cliente CID é aceita e, por consequência, é atribuído a ele um AP (APID), o WCM fornece um *lease* de um sub-canal deste APID de, no máximo,  $APthroughputAPID$  por um período específico de tempo chamado “Período de *Lease* ou *lease period* ( $Lperiod$ ), ilustrado na figura 4.5. Pressupondo a natureza regular das aplicações de *VoD*, é esperado que o cliente, tendo requisitado um vídeo VID, o assistirá até o fim.



**Figura 4.5** – Esquema de controle de associação

Em sistemas de *VoD* que utilizam a taxa de transmissão igual à taxa de vídeo - *bit rate* - ( $VrateVID$ ), é suficiente alocar um sub-canal com a largura de banda equivalente a  $VrateVID$  no instante  $TserviceCID$ , por um período ( $Lperiod$ ) proporcional a duração do vídeo  $VlengthVID$ . Por extensão, temos que o instante de tempo de liberação do sub-canal ocupado por CID, expresso por “Tempo de Expiração *Lease*” (*lease expiration time* -  $LexpireCID$ ), é igual a  $TserviceCID + VlengthVID + 1$ , onde o termo constante é usado para lidar com situação de atraso e liberação do sub canal.

A manutenção dos *leases* é feita segundo uma estrutura simples, denominada “lista de liberação” (*Release List* - RL). As entradas na RL possuem os seguintes campos:

<sup>12</sup> Um *lease* é um contrato que garante ao seu detentor direitos específicos de propriedade por período limitado de tempo.

- **RLcid:** armazena o identificador do cliente (*CID*).
- **RLvid:** armazena o identificador do vídeo (*VID*) requisitado por *CID*.
- **RLapid:** armazena o identificador do AP (*APID*) ao qual *CID* está ou será associado.
- **RLtime:** armazena o *lease expiration time*, que define o instante de tempo no qual o sub-canal alocado por *CID* será liberado (*LexpireCID*).

Toda vez que uma requisição de *CID* para o vídeo *VID* é aceita, uma nova entrada em *RL* é criada, de forma que  $RLtime = LexpireCID$ , fazendo com que a ordem crescente de tempo seja preservada na *RL*.

Para que *LexpireCID* possa ser computado, temos que definir *TserviceCID*. Para isso o *WCM* verifica se existe um AP com largura de banda suficiente para acomodar *VrateVID*. Caso exista, *TserviceCID* é definido como zero. Se não existir, então o *WCM* consulta a *RL* em busca do que é chamado de “Earliest AP” (EAP), ou seja, o AP que será o primeiro a ter condições de liberar a largura de banda necessária que satisfaça aos requisitos de alocação do vídeo requisitado. Para descobrir o EAP, basta que o *WCM* percorra a *RL* fazendo, para cada AP, uma soma do uso de largura de banda de seus clientes mais antigos até que esta soma atinja, para alguns APs, um valor igual ou maior que *VrateVID*. Note que o primeiro item que alcançar este valor será o EAP, visto que a lista está ordenada de forma crescente. Depois de definido, EAP recebe *RLapid* e *TserviceCID* recebe *RLtime*, ou seja, são armazenados os dados do AP que tem condições de atender à requisição o mais cedo possível.

Caso todos os vídeos tenham a mesma taxa ( $MaxVrate = MinVrate$ ), a vazão de todos os APs for a mesma ( $MinAPthroughput = MaxAPthroughput$ ), e *Athroughput* for múltiplo de *Vrate*, então é suficiente consultar a primeira entrada da *RL* para descobrir o EAP, devido ao fato de a lista ser organizada segundo ordem crescente de *RLtime*. Por outro lado, o número máximo de entradas que precisarão ser verificadas é de  $\frac{APtotal \times MaxVrate}{MinVrate}$ , ou seja, o número de entradas a serem pesquisadas é proporcional à largura mais alta de banda já demandada por um vídeo. Para manter a *RL* atualizada não é suficiente que se crie uma nova entrada com o vídeo aceito, pois caso a requisição de *CID* tenha sido aceita com base em  $APID = EAP$ , por exemplo, temos que remover as outras

entradas que também foram candidatas a serem EAP na busca, pois elas têm o tempo  $RL_{time}$  modificado pelo processo de busca.

O WCM da proposta foi desenvolvido de forma modular para que pudesse suportar várias heurísticas de controle de associação, sejam elas genéricas ou focadas na aplicação. Na presente tese, foram usadas três heurísticas, sendo a primeira uma variação da genérica LLF (*Least Loaded Frist*) conhecida como LLF+, que difere da heurística padrão porque possui garantias de largura de banda. A segunda e terceira heurísticas são, respectivamente, a ERF (*Early Release First*) e a BERF (*Bounded Early Release First*), sendo que esta última permite que sejam aceitas requisições para uso futuro em APs.

#### ***4.2.4.1 Early Release First***

Como o nome diz, a heurística ERF prioriza a escolha do canal que será liberado primeiro. Ela também se beneficia da tolerância a latência inerente às aplicações VoD, onde um usuário tolera um certo tempo entre a requisição e o início do recebimento do vídeo. Essa característica permite o uso de procedimentos de associação preguiçosos quando todos os canais estão ocupados, ou seja, os pedidos são enfileirados e atendidos assim que a largura de banda necessária se torna disponível. Um ponto chave é que, devido ao comportamento regular da aplicação, é mais simples mensurar qual será o tempo de espera para que a largura de banda desejada esteja disponível, inclusive podendo informar ao cliente sobre essa latência, no momento da requisição.

#### ***4.2.4.2 Bounded Early Release First***

Esta heurística trata-se de uma extensão da ERF que garante um limite para a latência, pois só aceita uma requisição caso a latência esteja dentro do limite do “Fator de paciência” (PF), ilustrado anteriormente. É importante observar que o ERF nada mais é do que o BERF com  $PF = \infty$ , enquanto a LLF+ também é similar ao BERF mais assume que  $PF = 0$ .

O WCM, além da RL, também implementa um vetor, cujo nome é  $FB[n]$ , que tem como objetivo armazenar a largura de banda livre em cada AP, e utiliza o algoritmo da figura 4.6 para aceitar o rejeitar as requisições, dependendo da heurística (H) adotada.

```

For i from 1 to APtotal do
    FB[i] = APthroughputi //armazena banda de cada AP
For each token1 received do
    If VID = NULL then do
        FB[CapCID] += VrateCvideoCID //incr.com a banda corresp. Ao vídeo
    Otherwise, do
        APID = NULL; TserviceCID = NULL
        For i from 1 to APtotal do
            //se o bit rate menor que o disponivel no AP:
            If VrateVID < FB[i] then do
                //aceite a req. E decrete a banda disp. Do AP.
                CvideoCID = VID; CapCID = i; APID = i;
                TserviceCID = 0; FB[i] -= VrateCvideoCID
            If APID = NULL and H != LLF+ then do //se heurística <> LFF+
                APID = DiscoverEAP //procurar earliest AP
            //se heurística = BERF E latência de serviço > PF
            If H = BERF and SLCID > PFCID then do
                APID = NULL; TserviceCID = NULL //recusa requisição
        Send token2 to CID //envia resposta a cliente

```

Figura 4.6 – Pseudocódigo referente ao algoritmo para controle das requisições de vídeo

## 4.2.5 Análise Experimental

A partir desta seção será explorado o impacto da escolha das heurísticas no desempenho do CINAPS. Para tal é apresentado o cenário para a simulação e em seguida os resultados obtidos.

## 4.2.6 Metodologia de Avaliação

Para avaliar o CINAPS e as heurísticas aplicadas vamos nos valer dos métodos e testes aplicados pelos autores do sistema em questão. Foi desenvolvido um simulador de eventos discretos escrito em ANSI/ISO C++ [20] e foram aplicadas duas métricas sendo elas a taxa de bloqueio e latência média.

A taxa de bloqueio é uma métrica que consiste na razão entre o número de requisições negadas e as totais e pode ser formalizada da seguinte forma:

$$BR = \frac{R_{denied}}{R_{total}} \quad (4.2)$$

Onde  $R_{denied}$  e  $R_{total}$  correspondem ao número de requisições negadas pelo WCM por falta de recursos e ao número de requisições total, respectivamente. Pela fórmula nota-se que  $BR$  determina a taxa de escalabilidade do sistema, ou seja, quanto menor, mais escalável.

A segunda métrica, chamada de Latência média (*Average Latency – AL*) tem por objetivo medir o quão longe está o sistema em relação a um sistema TVoD. AL dado por:

$$AL = \frac{\sum_{i=1}^{R_{accepted}} SL_i}{R_{accepted}} \quad (4.3)$$

Onde  $R_{accepted}$  é o número de requisições aceitas pelo WCM e  $SL_i$  é a latência de serviço da requisição  $i$ , que mede o intervalo de tempo entre uma requisição de um vídeo e a alocação do canal para atender à tal requisição. A fórmula é a média aritmética da latência de todas as requisições aceitas.

#### 4.2.7 Ambiente de Simulação

O cenário em questão proposto pelos idealizadores pretende simular um ambiente com milhares de clientes em potencial munidos de dispositivos móveis (MD) distribuídos numa área de cerca de 200m<sup>2</sup>, tal qual se tem, por exemplo, em eventos esportivos (estádios), shows, faculdades, entre outros.

A área total é dividida em sub-regiões de 5m<sup>2</sup>, nas quais são distribuídos os MDs, sendo um por sub-região, de forma aleatória, onde ficam imóveis. Os APs são posicionados no centro da área de teste, de forma co-localizada. Como dito antes, a chegada das requisições segue um processo do Poisson com um dado  $\lambda$  e a audiência dos vídeos segue uma distribuição Zipf com  $\alpha = 0,7$ .

A simulação também assume as seguintes premissas:

a) A rede é dedicada para o sistema VoD, sem possuir outro tipo de tráfego e não possui colisões. Também podemos assumir que as colisões de pacotes não existirão, devido ao fato de a troca de pacotes de controle ser mínima e existir apenas uma fonte de tráfego, que é o *Vídeo Server* (VS). Logo, podemos garantir QoS mesmo usando o mecanismo DCF padrão do 802.11 sem modificações.

b) Assume-se que a área de cobertura dos APs abrange completamente a área de simulação e todos os dispositivos (estações) usam o mesmo modo de transmissão.

c) Foram usados canais sem sobreposição de frequência para que não houvesse interferência entre os canais. Assume-se que as interferências provenientes de outros meios são ignoráveis, inclusive as interferências dos APs entre si, sendo que é mantida uma distância de 60cm entre um AP em relação aos seus vizinhos[18].

d) Embora o tratamento e recuperação de erros seja um fator importante, ele não é o foco da tese em questão. Entretanto, pode-se dizer que essas técnicas podem ser implementadas tanto no nível de rede quanto no de aplicação, sendo que no primeiro pode-se aproveitar a compactação de dados proporcionada pelos codificadores de vídeo para usar técnicas de FEC (*forward error correction*<sup>13</sup>) tanto na camada de rede quanto na de enlace. Podemos subdividir as técnicas de aplicação nas orientadas a codificador e a decodificador, sendo que na primeira, as técnicas visam aumentar a robustez<sup>14</sup> dos vídeos comprimidos para superar erros de transmissão. Já na segunda podemos aplicar técnicas de cancelamento de erro, que consistem em reconstruir um quadro a partir do quadro anterior e posterior.

e) A potência dos sinais dos APs é equalizada de forma que um MD percebe o sinal dos APs com a mesma intensidade, sendo então desnecessário o uso da heurística de controle de associação SSF.

#### 4.2.8 Avaliação de Desempenho

Na simulação foram usados vídeos de mesma duração e taxa, variando entre um e vinte minutos, cuja popularidade supõe-se ser maior devido às restrições de bateria de dispositivos móveis e portáteis. Foi assumido também o mesmo fator de paciência para todos os clientes e vazão idêntica para todos os APs. A tabela 4.1 resume os parâmetros da simulação. Embora tenham sido usados vários vídeos, o comportamento esperado da simulação é o mesmo de se usar apenas num vídeo, devido ao fato de eles terem mesmas taxa e duração.

---

<sup>13</sup> Inserção de dado redundante, conhecido como *error correction code*, que permite recuperar a integridade de algumas informações a partir dele.

<sup>14</sup> Usando, por exemplo, *keyframes*, onde caso haja erro de transmissão, pode-se pular para o *keyframe* mais próximo.

**Tabela 4.1** – Parâmetros de simulação para o teste do CINAPS.

Parâmetros	Valores
Tempo de Simulação - $TS$ - (segundos)	3600
APs Co-localizados - $AP_{total}$ - (unidades)	1, 2, 4, 8, 16
Vazão do AP - $AP_{throughput}$ - (Kbps)	30720
Duração do Vídeo - $V_{length}$ - (segundos)	60, 300, 600, 900, 1200
Taxa do Vídeo - $V_{rate}$ - (Kbps)	1024
Vídeos - $V_{total}$ - (unidades)	100
Taxa de Requisição - $\lambda$ - (requisições/minuto)	1, ..., 9, 10, ..., 60
Fator de Paciência - $PF$ - (segundos)	60, 600, 1200, $V_{length}$

A figura 4.5 mostra a influência da heurística de controle de associação ( $H$ ) na taxa de bloqueio ( $BR$ ) para duas durações de vídeo (60 e 1200 segundos), usando um fator de paciência ( $PF$ ) igual à duração do vídeo ( $V_{length}$ ). Note que o ERF não foi inserido na figura porque sempre atinge  $BR=0$ . As curvas mostram que um único AP, usando qualquer uma das heurísticas, é suficiente para distribuir todas as durações de vídeo analisadas para a taxa de chegada inferior a duas requisições por minuto. Conforme a taxa de chegada cresce, o número de APs co-localizados precisa ser expandido para evitar rejeições de requisição, exceto para ERF, que sempre aceita requisições para uso futuro de sub-canais, porém impondo uma latência média crescente de serviço. Para taxas de chegada medidas em vídeos curtos, com até 300 segundos de duração, LLF+ e BERF foram suficientes. Para vídeos mais longos, o sistema com essas duas heurísticas passa a rejeitar requisições. No entanto, notamos que BERF reduz significativamente a taxa de bloqueio quando comparado ao LFF+, especialmente quando o fator de paciência é maior ou igual à duração do vídeo. No pior caso ( $V_{length} = 1200$ ), BERF gerou, aproximadamente, 25% menos rejeições de requisição que LLF+.

A figura 4.6 expõe o impacto da heurística de controle de associação ( $H$ ) na latência média de serviço ( $AL$ ) experimentada pelos clientes para vídeos de diferentes durações, usando  $PF = V_{length}$ . Como LLF+ aceita apenas requisições se existir um subcanal disponível no momento, sua  $AL$  é sempre mínima. Para ERF e BERF, a  $AL$  mínima é preservada até o momento em que a largura de banda agregada é completamente alocada. Para taxas de chegada mais altas, ERF mostrou um crescimento de  $AL$  quase linear em

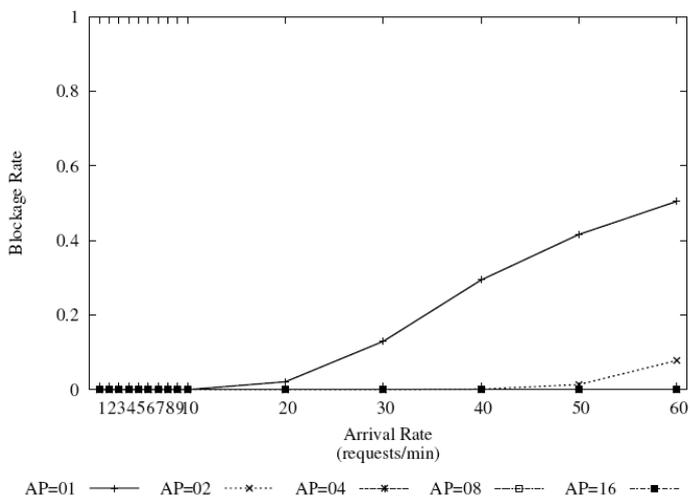
relação ao valor  $\lambda$ , limitado pelo tempo de simulação, para todas as durações de vídeo avaliadas.

**Tabela 4.2** – Max BR de LLF+ e BERF – PF =  $V_{length}$  para combinações de  $V_{length}$  e  $AP_{total}$ .

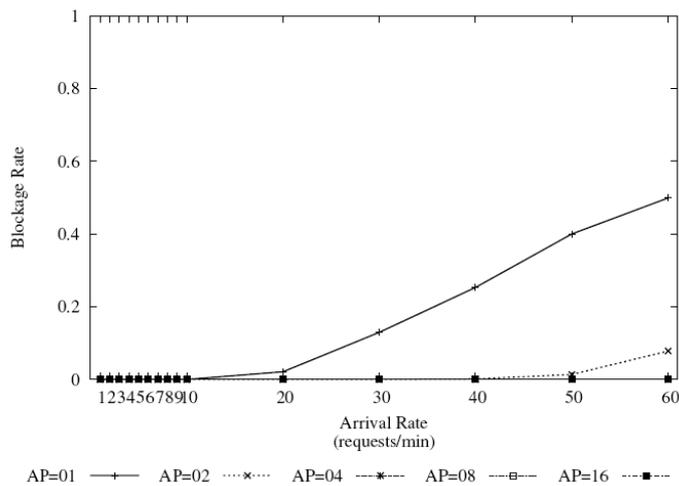
$AP_{total}$	$H$	$V_{length}$ (s)				
		60	300	600	900	1200
01	LLF+	0.505	0.900	0.950	0.967	0.975
	BERF	0.499	0.892	0.942	0.958	0.967
02	LLF+	0.078	0.800	0.900	0.933	0.950
	BERF	0.078	0.783	0.883	0.917	0.933
04	LLF+	0.000	0.600	0.800	0.867	0.900
	BERF	0.000	0.566	0.766	0.833	0.867
08	LLF+	0.000	0.204	0.600	0.733	0.800
	BERF	0.000	0.132	0.533	0.666	0.733
16	LLF+	0.000	0.000	0.199	0.466	0.600
	BERF	0.000	0.000	0.066	0.333	0.466

A figura 4.7 apresenta a influência de combinações de fator de paciência ( $PF$ ) e quantidade de APs ( $AP_{total}$ ) na taxa de bloqueio ( $BR$ ) alcançada com a heurística BERF para vídeos de diferentes durações. Como esperado, a influência cresce com  $V_{length}$  e, quanto menor é a largura de banda agregada, maior é a influência. Além disso, o uso de maiores PFs é mais efetivo para valores intermediários de  $\lambda$ , especialmente para taxa de chegadas levemente maiores do que a taxa mínima na qual a largura de banda agregada é esgotada.

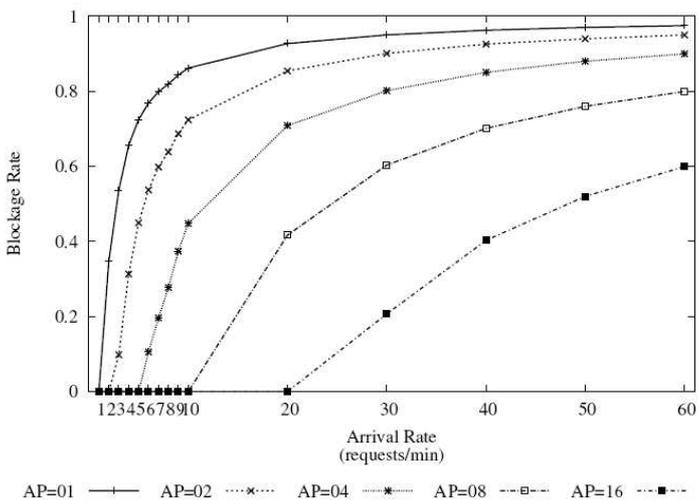
A tabela 4.2 resume a taxa de bloqueio máxima ( $MaxBR$ ) para cada combinação de  $V_{length}$  e  $AP_{total}$  medida para as heurísticas LLF+ e BERF ( $PF = V_{length}$ ). ERF não foi incluída na tabela porque suas  $MaxBR$  foram zero para todas as combinações testadas, já que ERF não rejeita requisições. Comparando BERF e LLF+, podemos constatar claramente que BERF supera LLF+ em todos os casos onde a largura de banda agregada não é suficiente para permitir ao WCM alocar imediatamente um sub-canal em resposta a uma requisição de vídeo. Além disso, a diferença de desempenho entre essas heurísticas cresceu quase linearmente com o aumento da largura de banda agregada oferecida pelos APs. Enfim, de maneira geral, os resultados indicam que BERF é significativamente mais escalável do que LLF+.



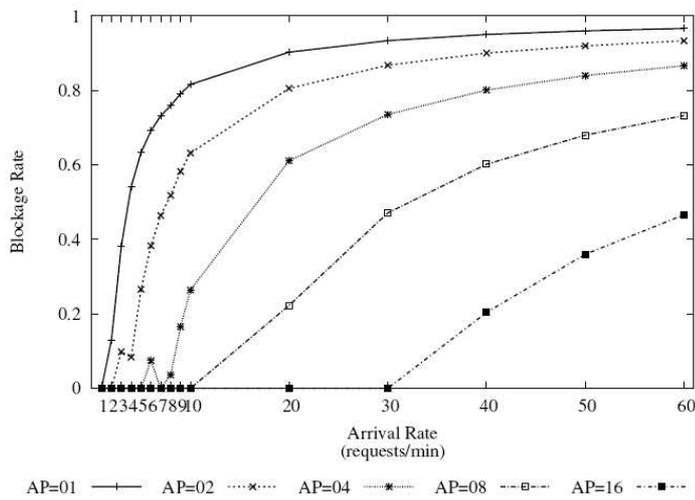
(a) LLF+:  $V_{length}=60$  s



(b) BERF:  $V_{length}=60$  s

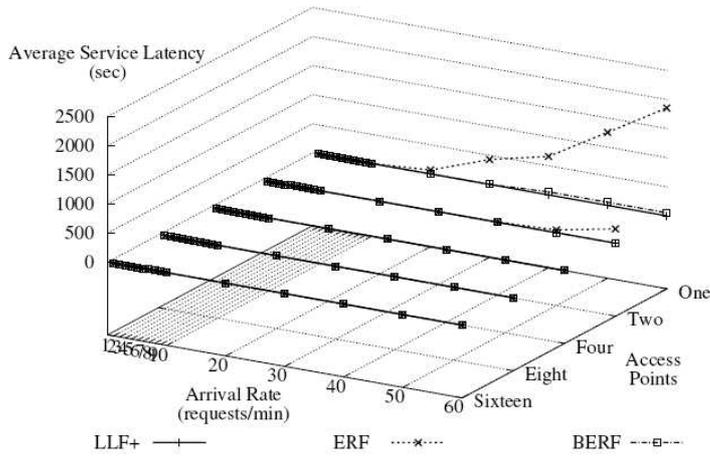


(c) LLF+:  $V_{length}=1200$  s

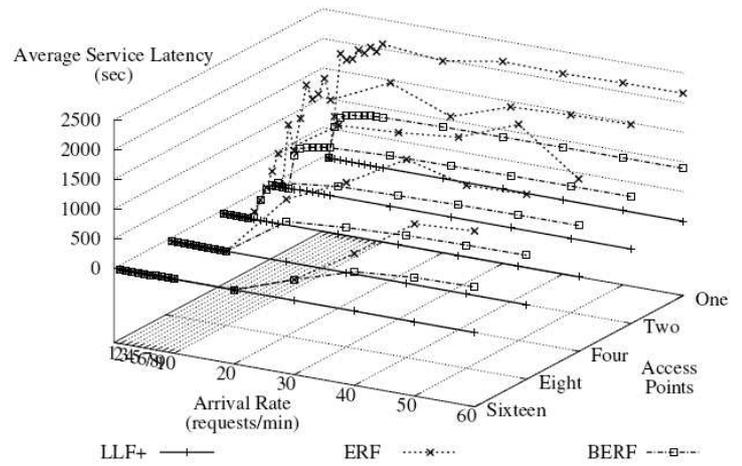


(d) BERF:  $V_{length}=1200$  s

**Figura 4.5** – Influência da heurística H na taxa de bloqueio (BR) para os vídeos de duração mínima e máxima

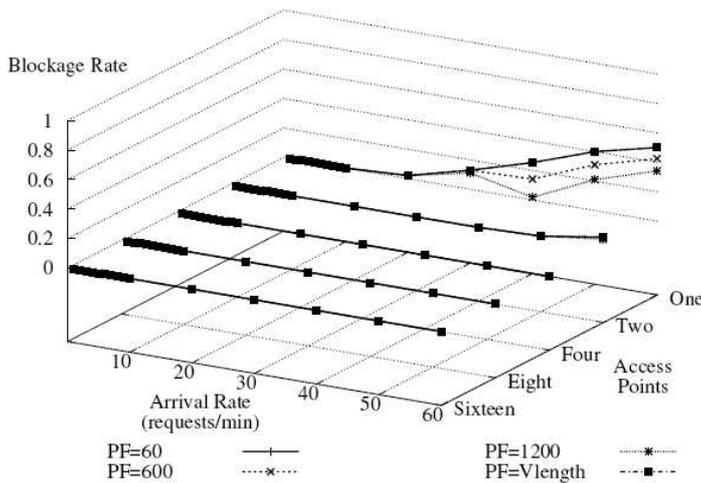


(a)  $V_{length}=60$  s

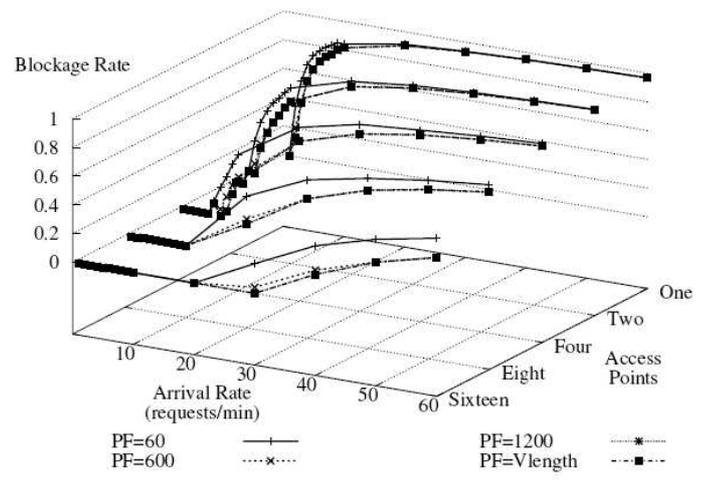


(b)  $V_{length}=1200$  s

**Figura 4.6** – Impacto da heurística H na latência média (AL) para diferentes  $V_{length}$



(a)  $V_{length}=60$  s



(b)  $V_{length}=1200$  s

**Figura 4.7** – Influência do fator de paciência (PF) e  $A_{total}$  na taxa de bloqueio para diferentes  $V_{length}$  usando BERF

### 4.3 DLBA

Nas seções subseqüentes é mostrado o algoritmo de balanceamento dinâmico de carga (*Dynamic load balance algorithm* – DLBA). Diferentemente da abordagem anterior, leva em consideração o valor RSSI como parâmetro para o controle de associação. Sua descrição e seus resultados experimentais são mostrados a seguir.

### 4.3.1 Descrição do Problema

Consideremos que uma rede sem fio consista de M estações (STA) e N APs. Cada AP/STA pode acessar um canal por vez. Uma estação pode se associar a um único AP, que por sua vez pode gerenciar M estações. Denomina-se  $S_x$  um conjunto de estações que se associam ao  $AP_x$  e  $R_x(y)$  denota o valor RSSI dos pacotes vindos para  $AP_x$  a partir de uma estação  $STAy$ . O valor médio de RSSI do conjunto  $S_x$  (denotado como  $AR_x$ ) é definido como a média de RSSI entre qualquer STA em  $S_x$  e o  $AP_x$ , dado pela fórmula:

$$AR_x = \sum_{Y \in S_x} \frac{R_x(y)}{SN_x} \quad (4.4)$$

Onde  $SN_x$  é o número de estações no conjunto  $S_x$ . É a média aritmética do valor RSSI de todas as estações do conjunto  $S_x$ .

Perceba que o RSSI não é necessariamente um indicador confiável de performance, pois existem efeitos como o *multipath fading*<sup>15</sup> ou a presença de fontes de interferências construtivas ou destrutivas. Na verdade, um bom método de estimação deve incluir a qualidade da transmissão, que é medida pelo *frame error rate* (FER). Para coletar informações sobre a qualidade da transmissão de forma precisa, é preciso um tempo considerável de junção de informações, o que pode degradar o desempenho da rede. Portanto, apenas o valor RSSI é considerado e é assumido que o maior valor RSSI indica a melhor condição de transmissão.

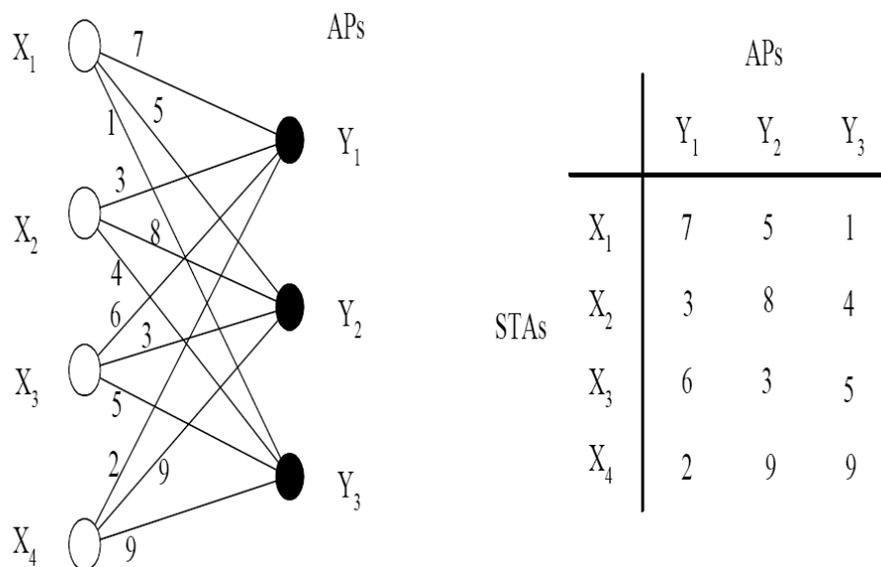
Denota-se por VAR e VSN a variação de ARs (valor médio RSSI do conjunto) e SNs (número de APs num conjunto), respectivamente. O problema do balanceamento dinâmico de carga (Dynamic Load Balancing Problem – DLBP) de uma rede sem fio pode ser formalizado como se segue.

Dada uma rede sem fio composta de um número de STAs e APs, cada estação deve selecionar um ponto de acesso para associar-se. Segue-se daí que o problema do balanceamento dinâmico de carga consiste em achar um esquema que aumente o RSSI médio do sistema ao mesmo tempo em que reduza os valores VAR e VSN, ou seja, que não haja uma taxa de re-associação muito alta.

---

<sup>15</sup> Este efeito ocorre quando as ondas emitidas percorrem caminhos diferentes, chegando ao destino em instantes de tempo diferentes, provocando enfraquecimento do sinal.

O DLBP pode ser representado de forma simples através de um grafo bipartido<sup>16</sup>, porém esta abordagem apenas representa os estados separadamente, por se tratar de um esquema estático, que não é capaz de representar a natureza dinâmica do problema. Consideremos, por exemplo, que haja quatro estações (X1, X2, X3, X4) que precisam ser associadas a quatro pontos de acesso (Y1, Y2, Y3), onde os valores de RSSI entre estações e pontos de acesso estão representados pelas arestas. O problema é encontrar um contraponto em que o valor médio de RSSI em cada conjunto seja máximo e que os três conjuntos tenham o número de estações o mais igualmente dividido quanto possível. Já existem algoritmos estáticos que resolvem o problema, como, por exemplo, o algoritmo húngariano<sup>17</sup>, mas este não é uma boa solução para o problema em questão. O DLBP é mais complicado porque o processo de associação e saída das STAs é dinâmico e imprevisível, além de ser impraticável rearranjar todas as estações a cada entrada/saída de uma estação do sistema. Mesmo assim é necessário um mecanismo que resolva o DLBP, por isso, uma heurística simples é mostrada, e que permite que encontremos uma solução próxima da optimal.



**Figura4. 8** – Grafo bipartido representando a associação das STAs aos APs e seus respectivos RSSI representados pelas arestas

<sup>16</sup> Um grafo bipartido é o grafo cujos vértices podem ser divididos em dois conjuntos, nos quais não há arestas entre vértices de um mesmo conjunto.

<sup>17</sup> Algoritmo que resolve problemas de associação em grafos bipartidos com peso, onde se procura achar o *matching* (conjunto de vértices sem arestas em comum) que propiciam o maior peso. O peso se refere ao custo (no caso RSSI) associado a cada aresta neste tipo de grafo.

### 4.3.2 Algoritmo DLBA

É conveniente reiterar, a priori, alguns parâmetros importantes para as operações do algoritmo.

Considerar  $SN_x$  como o número de  $STAs$  que se conectam a  $AP_x$ ,  $R_x(y)$  como o valor de RSSI entre o  $AP_x$  e  $STA$ ,  $AR_x$  como o valor RSSI médio do conjunto  $S_x$  e  $R_{max}$  como o valor máximo normalizado de RSSI que pode ser recebido e estimado pelo adaptador WLAN.

Em uma abordagem tradicional, uma estação ( $STAy$ ) que deseja associar-se, vai sondar todos os canais da WLAN afim de achar um AP disponível. Para isto,  $STAy$  envia uma requisição de sondagem para cada canal (conhecido como escaneamento ativo). Quando o AP recebe tal requisição, ele envia um frame com o seu valor de  $R_x(y)$  para  $STAy$ , que o armazena. Quando a  $STAy$  sondar todos os canais, ela escolherá aquele de maior valor RSSI. Como mencionado antes, esta é uma estratégia que causa grande perda de balanceamento de carga. Para resolver esta questão, o ponto de acesso precisa responder a  $STAy$  com duas informações adicionais. Um delas é o valor médio de RSSI temporário ( $AR_x'$ ), que é calculado incluindo  $STAy$  temporariamente no conjunto  $S_x$ , como se segue:

$$AR_x' = \frac{(\sum_{z \in S_x} R_x(z)) + R_x(y)}{SN_x + 1} \quad (4.5)$$

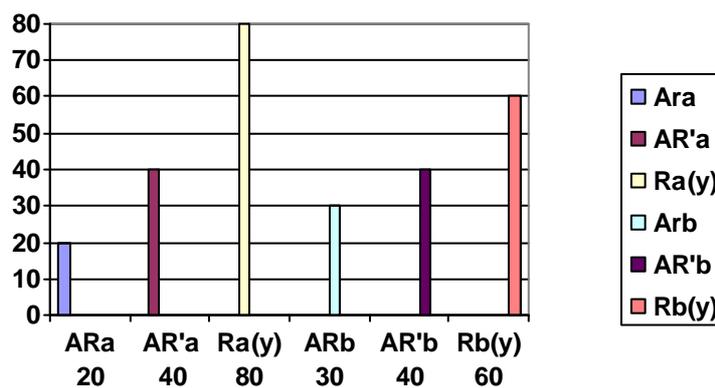
O outro valor é aquele detectado quando  $AP_x$  recebe a requisição de sondagem de  $STAy$ . Estes dois valores são usados para avaliar se a estação se integrará ou não ao conjunto  $S_x$ . A maneira usada para determinar o melhor ponto de acesso é descrita a seguir.

A diferença entre  $R_x(y)$  e  $AR_x'$  é o valor de referência principal do DLBA. Se  $R_x(y)$  é maior que  $AR_x'$ , isto implica que  $STAy$  tem uma contribuição positiva para o conjunto  $S_x$ , caso contrário se  $R_x(y)$  menor ou igual  $AR_x'$ , então adicionar  $STAy$  ao conjunto  $S_x$  degradará o RSSI médio.

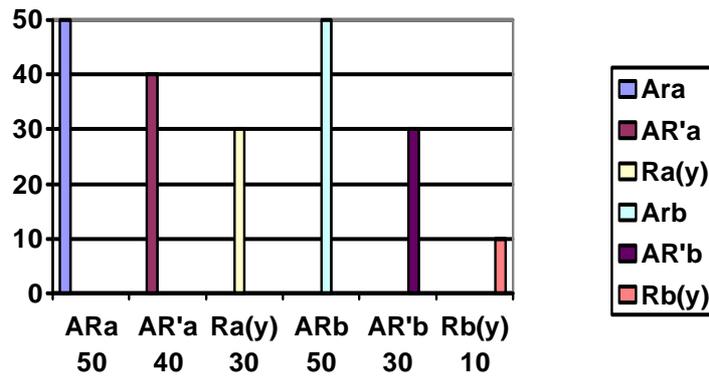
Formalizemos a diferença entre  $R_x(y)$  e  $AR_x'$  como  $D_x(y)$ , de forma que tenhamos  $D_x(y) = R_x(y) - AR_x'$ . Segue-se daí que uma estação escolherá o AP que tenha o maior valor  $D_x(y)$ . Esta é uma abordagem um pouco diferente da tradicional. Consideremos a figura 4.9 como um exemplo. Na figura 4.9(a), a estação  $STAy$  vai escolher o  $APa$  para associar-se porque  $ARa$  vai ser incrementado de um valor maior que  $ARb$  ( $Da(y) > Db(y)$ ). Similarmente, a figura 4.9(b) ilustra a situação em que  $R_x(y) \leq AR_x'$ .  $STAy$  vai selecionar  $APa$  porque o impacto negativo que irá causar em  $ARa$  será menor que em  $ARb$  ( $Da(y) >$

$Db(y)$ ). Baseado neste conceito, o valor RSSI médio no conjunto vai se comportar de maneira bem similar à abordagem tradicional. Entretanto, este método ainda não é capaz de garantir que todas as estações serão igualmente distribuídas nos conjuntos. Em outras palavras, ainda é possível que um número grande de estações selecione o mesmo AP para associação. Para resolver este problema, todas as estações cujo valor RSSI é menor que o valor calculado RSSI AR' são forçadas a mudar para outro conjunto com uma condição melhor de transmissão. Obviamente que este processo diminui a performance da rede. Para minimizar o *overhead*, cada estação precisa de um contador de contenção – ( *Holding Counter – HC*). Sempre que uma estação se associa a um conjunto, as outras estações neste conjunto consultam o frame da requisição de sondagem e comparam os seus valores RSSI com os da nova média AR RSSI. Se o valor de uma STA for menor, seu HC é incrementado de uma unidade. Uma vez que o HC de STA iguala-se a um limite denotado de MH (*Maximum Holding*), seu HC é zerado, e a estação deve deixar o conjunto atual e passar novamente pelo processo de associação descrito anteriormente. É perceptível que este é um processo que afeta várias estações, de maneira recursiva.

O processo de re-associação acontece apenas quando HC iguala-se a MH, então ele acaba assim que esta situação ocorre. Como resultado, todas as estações serão rearranjadas numa condição relativamente melhor dentro da WLAN. Obviamente, se um MH pequeno é dado, então ocorrerão muitas associações, e um melhor balanceamento de carga será obtido, mas em troca de uma perda de performance momentânea.



(a)



(b)

**Figura 4.9** – Duas situações onde  $Ra(y) - AR'a > Rb(y) - AR'b$ , conseqüentemente  $Da(y)$  é maior, então  $STAy$  se associa a  $APa$ .

Diferentemente do esperado, se uma nova estação apenas considerar a diferença entre  $R(y)$  e  $AR'$ , ela pode escolher o pior AP. A figura 4.10 ilustra duas situações de  $Da(y) < Db(y)$ , nas quais se a estação selecionar o  $APa$ , isto pode ser melhor que selecionar  $APb$ . Por exemplo, na figura 4.10(a), se  $STAy$ , associar-se a  $APa$ , não apenas o RSSI médio no conjunto  $Sa$  será melhorado como também algumas estações com RSSI piores poderão ter uma chance de melhorar suas condições. Para permitir esse tipo de heurística, o DLBA deve tomar o valor  $AR'$  em consideração. Uma função simples com peso  $P(y)$  é definida como se segue:

$$P_x(y) = \begin{cases} 1 + \frac{ARx'}{R_{\max}}, & \text{se } D_x(y) \geq 0 \\ 1 - \frac{ARx'}{R_{\max}}, & \text{se } D_x(y) < 0 \end{cases} \quad (4.6)$$

O peso para uma estação  $STAy$  conectar-se a  $APx$  é definido como:

$$W_x(y) = D_x(y) \times P_x(y) \quad (4.7)$$

Quando uma estação deseja associar-se a WLAN, ela calcula todos os pesos dos APs para achar o que tem o peso máximo. Além disso, se  $Da(y) < Db(y)$ ,  $STAy$  tem ainda uma chance de selecionar  $APa$  apenas quando  $Wa(y) > Wb(y)$ . Ou seja:

$$Da(y) \times Pa(y) > Db(y) \times Pb(y) \quad (4.8)$$

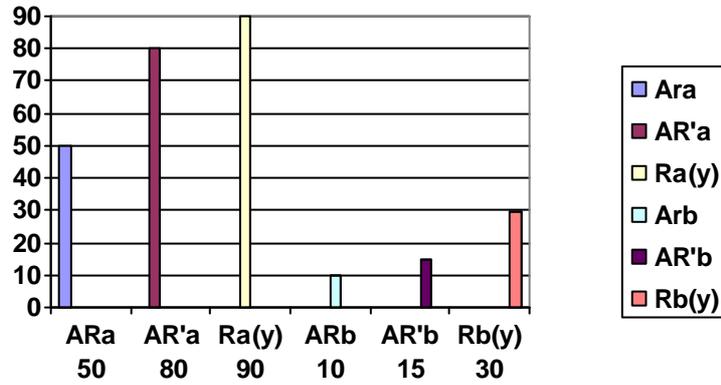
Em que temos:

$$\frac{Da(y)}{Db(y)} > \frac{Pb(y)}{Pa(y)} \quad (4.9)$$

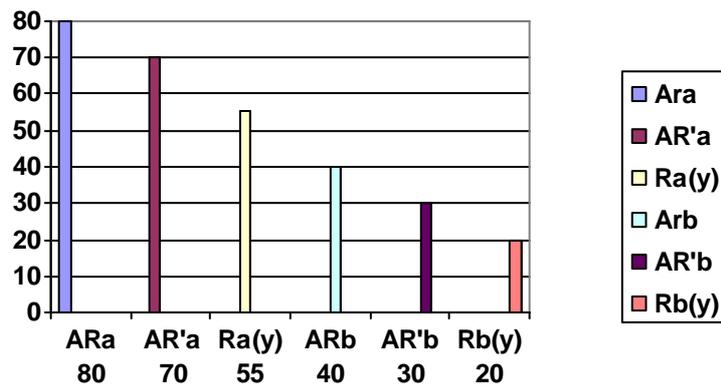
Substituindo temos:

$$\frac{Ra(y) - ARa'}{Rb(y) - ARb'} > \frac{R_{\max} + ARb'}{R_{\max} + ARa'} \quad (4.10)$$

O fluxograma detalhado de sondagem de um AP é mostrado na figura 4.11. O fluxograma de uma nova STA em estado de associação é mostrado na figura 4.12.

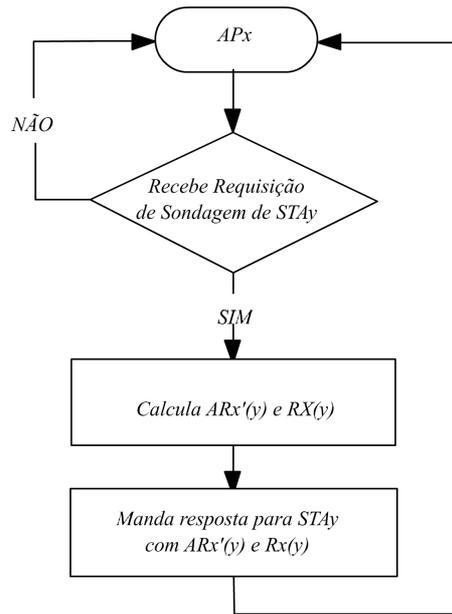


(a)  $Wa(y) = 18 > Wb(y) = 17,25$  – STAy associa-se a APa

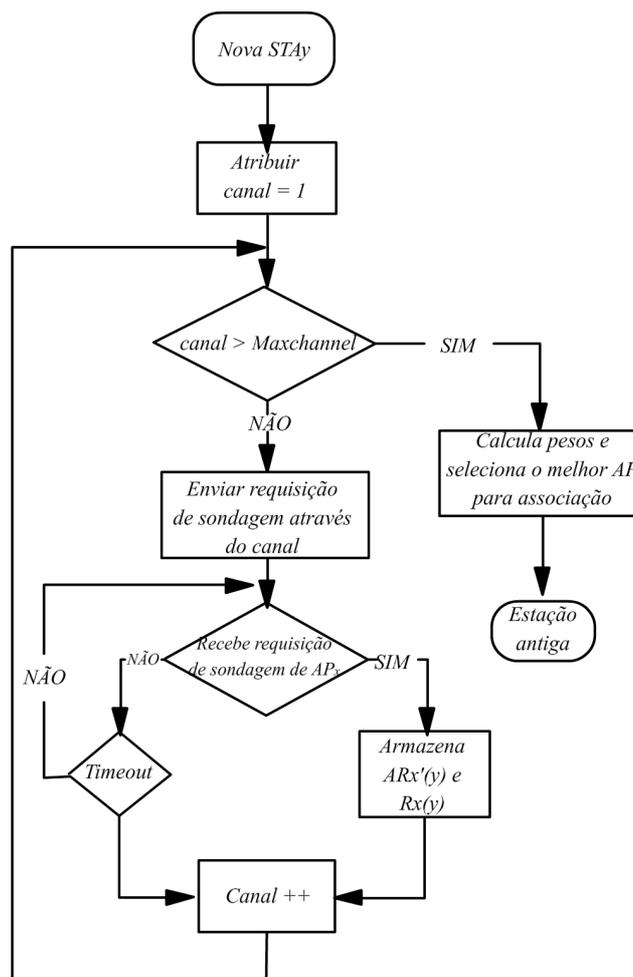


(b)  $Wa(y) = -4,5 > Wb(y) = -7$  – STAy associa-se a APa

**Figura 4.10** – Duas situações onde a estação seleciona o AP de acordo com peso  $W(y)$  (DLBA)



**Figura 4.11** – Fluxograma ilustrando o processo de sondagem



**Figura 4.12** – Processo de associação. A estação armazena os valores para calcular os pesos com o objetivo de escolher o melhor AP.

### 4.3.3 Medidas de Performance

A performance do DLBA é avaliada em termos de três medidas: A variação de SNs (variação do número de estações de um conjunto – VSN) , Variação de ARs ao longo de diferentes conjuntos (VAR), e o RSSI médio na WLAN (ARW). Uma rede altamente balanceada deve ter VSN baixo. Sob esta condição, apenas um AWR alto e VAR baixo podem prover um alto *throughput* da rede. Quando ambos VSN e VAR são altos, a carga de tráfego se tornará diferente para os conjuntos, ou seja, existem APs com muitas estações enquanto existem outros com poucas. Considerar M e N como o número de STAs e o número de APs na WLAN, respectivamente. Dizemos que o algoritmo é de balanceamento de carga se todos os APs têm o mesmo número de membros  $\lfloor M / N \rfloor$  e o RSSI médio na WLAN é maximizado.

### 4.3.4 Modelos de Simulação

O algoritmo utilizado nos testes a seguir foi feito em C. Por simplicidade é assumido que  $R_{max} = 100$  e o valor de RSSI entre estação e AP é gerado aleatoriamente dentro do intervalo  $[0, R_{max}]$ . Também é assumido que o processo de associação de todas as estações é seqüencial. Na simulação, dois modelos são investigados. Foi comparado o grau de balanceamento de carga do DLBA e de uma abordagem tradicional (traditional approach –TA).

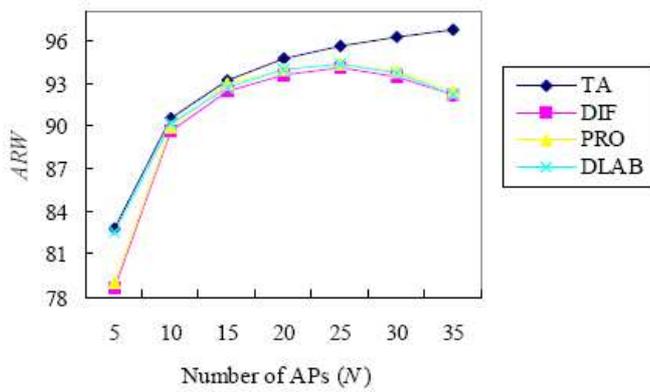
Para investigar de forma precisa a performance do algoritmo foram usadas duas abordagens: Uma delas apenas considera a distância  $D(y)$  e é denotada como DIF e outra que apenas considera o peso proporcional  $P(y)$  e é denotada como PRO. O primeiro modelo de simulação investiga como a quantidade de APs (N) afeta o parâmetro VSN, VAR e AWR quando há um número fixo de estações ( $M = 50$ ). O segundo modelo de simulação estuda a performance da estratégia proposta sob redes de diferentes dimensões com o número de APs fixado em 5 ( $N = 5$ ). Para simplificar a observação os processos dinâmicos referentes à associação e dissociação não são considerados, ou seja, todos os resultados são calculados quando todas as estações já estão completamente associadas.

### 4.3.5 Resultados da Simulação

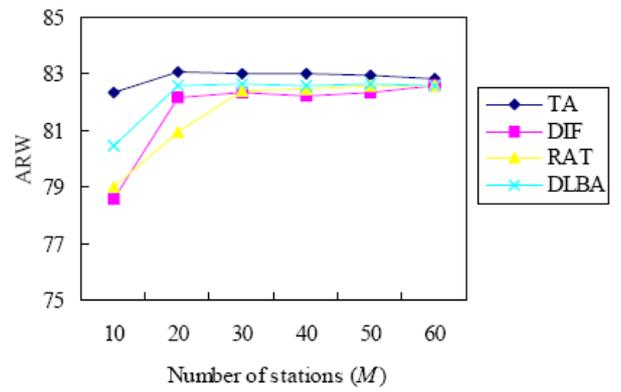
A figura 4.13 mostra os resultados obtidos a partir da primeira simulação na qual se vê VSN, VAR e AWR da WLAN sob diferentes quantidades de APs. A figura 4.13(a) mostra ARW obtido de quatro abordagens diferentes. Podemos ver facilmente que o

método tradicional TA se comporta melhor que as estratégias propostas. Podemos notar também que o fator AWR obtido pelas estratégias propostas é quase equivalente em todas as configurações de rede que usaram número de APs diferente. Além disso, o ARW derivado das estratégias propostas está bem próximo do ARW máximo obtido por TA quando  $M < 25$ . Isto acontece porque os algoritmos propostos forçam as estações que se associarão depois a escolher os APs ociosos mesmo quando o RSSI não é máximo. A figura 4.13(b) mostra o VSN obtido por quatro abordagens diferentes. Podemos ver que o VSN na abordagem tradicional é levemente mais desbalanceado devido ao fato de TA apenas considerar a potência do sinal recebido. Daí segue-se que um número maior de APs na WLAN provoca um grau menor de balanceamento de carga pela TA, visto que mais APs ficarão ociosos, o que subutiliza a banda da rede. Já o DLBA e a estratégia DIF distribuem as 50 estações em cada AP da forma mais justa possível. De fato, quando o número de APs é maior que 25, o número de membros gerenciados por cada AP não deve ser superior a 2 para que haja balanceamento de carga. A figura 4.13(c) ilustra os resultados de VAR obtidos das quatro estratégias. Vemos que as estratégias propostas aumentam significativamente a justiça baseada no RSSI médio da WLAN.

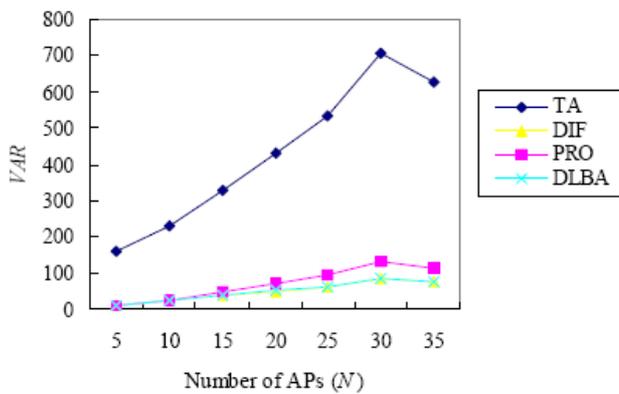
Os resultados obtidos na segunda simulação são ilustrados a seguir. Na figura 4.14(a), vemos que TA novamente obtém o maior ARW. O ARW do DLBA é ligeiramente mais alto que as outras estratégias (DIF e PRO) sob diferentes tamanhos de redes em relação a  $M$ . A figura 4.14(b) e 4.14(c) mostra que o DLBA e o DIF obtêm o mais baixo VSN e VAR, respectivamente. Vemos na figura 4.14(b) que o VSN aumenta de acordo com o aumento de STAs. Podemos perceber que o VSN da abordagem tradicional ainda é muito grande em relação ao do DLBA. O grau de ausência de balanceamento se torna mais sério à medida que o número de estações cresce. Entretanto como VSN e VAR de DLBA são baixos, conclui-se que o balanceamento de carga é melhor, mesmo não tendo o RSSI médio tão alto quanto o da TA. Também se observa que VSN varia proporcionalmente ao aumento ou diminuição da rede. Isto implica que o DLBA é capaz de distribuir de forma justa as estações entre os APs e garantir um RSSI médio próximo do optimal independentemente do número de estações.



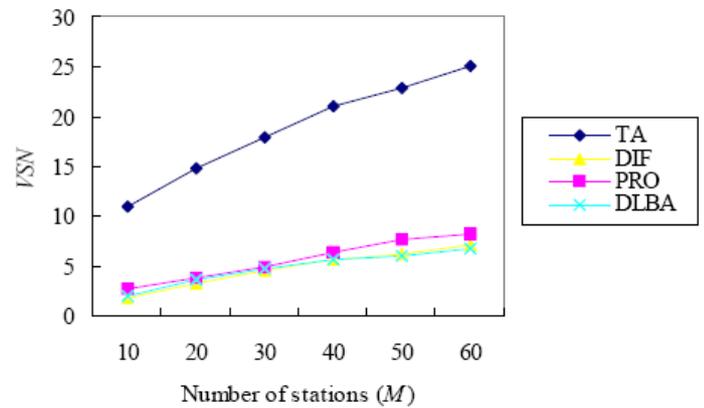
(a)



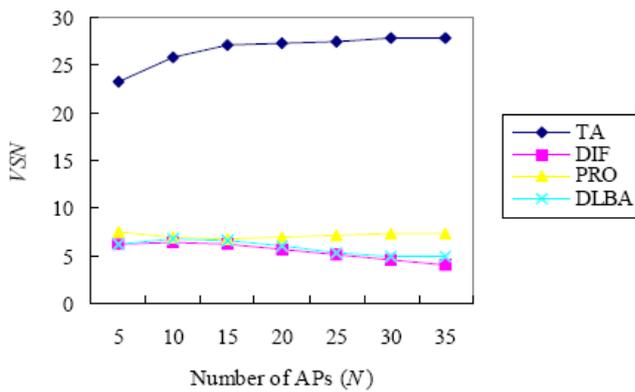
(a)



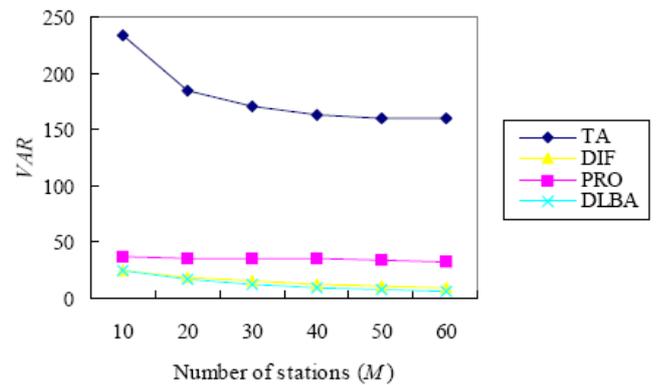
(b)



(b)



(c)



(c)

**Figura 4.13** – O VSN, ARW e VAR derivados de três diferentes estratégias e a abordagem tradicional sobre quantidades diferentes de APs.

**Figura 4.14** – O VSN, ARW e VAR derivados de três diferentes estratégias e a abordagem tradicional sobre quantidades diferentes de STAs.

## **4.4 Considerações Finais**

Neste capítulo definimos de forma mais abrangente o problema do controle de associação além de ilustrar duas técnicas que objetivam tornar mais balanceada a carga de trabalho entre os pontos de acesso de uma rede WLAN.

A primeira técnica toma forma através de um combinado de hardware e software. O CINAPS, introduzido neste capítulo, serviu de base para a concepção de duas novas heurísticas: ERF e BERF, cujos testes demonstraram a suas eficiências, em detrimento da estratégia padrão modificada, o LLF+.

A segunda técnica, conhecida como DLBA, também alcançou o objetivo de efetuar uma distribuição balanceada das estações entre os APs, através do uso mais racional do parâmetro RSSI, agregando à ele outros parâmetros, que contribuem para que os pontos de acesso aceitem associações de novas estações levando em consideração todo o conjunto de estações que gerencia, bem como permitiu que as estações também pudessem se re-associar a outros pontos de acesso para promover maior balanceamento. Novamente os testes se mostraram favoráveis a esta técnica provando sua superioridade em relação à heurística padrão.

Por fim, pelos testes pudemos observar que as duas heurísticas além de balancearem melhor a rede WLAN, se comportaram bem no principal requisito que é a escalabilidade do sistema.

## Capítulo 5

### Conclusão

O objetivo de apresentar estratégias escaláveis para a distribuição de mídias contínuas se conclui neste ponto. O principal enfoque desta monografia recaiu sobre a estratégia do controle de associação das estações aos pontos de acesso, por se tratar de uma solução relativamente simples e pouco custosa.

O capítulo intitulado “Modelos de distribuição de mídias contínuas” serviu de introdução aos conceitos fundamentais relacionados à transmissão de vídeo. Primeiramente definimos o termo *mídia contínua* e logo após ilustramos conceitos relacionados, tais como tipos de redundância de dados e padrões de compressão de vídeo. Logo após introduzimos os componentes básicos de um sistema de vídeo sob demanda bem como seus conceitos relacionados, aplicações e categorias. Por fim, algumas técnicas de reuso de fluxo foram mostradas para reiterar que é possível reduzir a carga do servidor central através do reaproveitamento de fluxos de vídeo já iniciados.

O capítulo posterior, intitulado “Redes sem fio” teve por objetivo definir de forma mais abrangente a arquitetura geral das redes sem fio. Primeiramente foram apresentados conceitos fundamentais sobre qualidade de serviço e compartilhamento do meio físico. Logo após, nos aprofundamos nas redes 802.11, apresentando suas definições, camadas, protocolos e componentes. Por fim uma visão geral do controle de associação foi dada com o objetivo de preparar um aprofundamento maior deste conceito no capítulo que vinha a seguir.

O capítulo final mostrou de forma mais detalhada a questão do controle de associação, usando para isto os conceitos dos capítulos anteriores. Em primeira instância definimos a motivação para o estudo do controle de associação. Logo após, apresentamos a primeira abordagem, denominada CINAPS, onde mostramos o modelo do problema do controle de associação bem como os resultados dos testes. A seguir, a segunda abordagem foi mostrada, a DLBA, bem como seus testes e respectivos resultados.

As abordagens foram comparadas com as heurísticas originais. No caso do CINAPS, a LLF (*least loaded first*) foi usada como objeto de comparação, enquanto que o DLBA utilizou a heurística SSF (*Strongest Signal First*), que não foi usada no CINAPS

devido ao fato de o sinal ter a mesma potência para todos os pontos de acesso neste caso. Concluimos que ambas as heurísticas introduzidas neste trabalho foram mais eficientes que as originais, principalmente quando usadas em diferentes tamanhos de rede, o que comprova a escalabilidade das abordagens.

Apesar de as soluções apresentadas aqui serem vantajosas no sentido custo/benefício, isto não significa que não existam outras abordagens. Entretanto elas não fazem parte do escopo deste trabalho, por necessitarem de hardware proprietário ou de mudanças na forma pela qual a arquitetura da rede é organizada. Por exemplo, existem alguns trabalhos que se caracterizam por propor o uso da sincronização de múltiplos pontos de acesso através dos seus períodos de contenção, para atingir maiores níveis de QoS. Outra abordagem são as redes Mesh, onde cada roteador funciona como se fosse um nó, e esse por sua vez é conectado a um ou mais nós, numa organização *ad-hoc*, mas de uma forma mais fixa. Este tipo de rede em particular tem se mostrado uma tendência, começando a ser utilizada por provedores e sendo objeto de estudo acadêmico em universidades como a Federal Fluminense, de maneira que essa abordagem fatalmente terá um futuro longo e inovador, modificando paradigmas, merecendo atenção e estudos posteriores a seu respeito.

## Referências Bibliográficas

[1] RAO, S.; VIN, H.; TARAFDAR, A. Comparative Evaluation of Server-push and Clientpull Architectures for Multimedia Servers, Proceedings of the 6th International Workshop on Network and Operating System Support for Digital Audio and Video, April de 1996.

[2] PINHO, LEONARDO B.; AMORIM, CLAUDIO L. A Practical Performance Analysis of Stream Reuse Techniques in Peer-to-Peer Video on Demand Systems Euro-Par 2004 Parallel Processing, 10th International Euro-Par Conference, Pisa, Italy, August 31-September 3, 2004.

[3] PINHO, LEONARDO B.; AMORIM, CLAUDIO L. Assessing the efficiency of stream reuse techniques in P2P video-on-demand systems. *Journal of Network Computing Applications (JNCA)*, 2004.

[4] Q. SHI, YUN; SUN, HUIFANG. Image and video compression for multimedia engineering: fundamentals, algorithms, and standards.1.ed. New Jersey: CRC Press, 2000. 463p.

[5] GIBSON, JERRY D. Multimedia Communications: Directions and Innovations.1.ed. Dallas: Academic Press, 2001. 337p.

[6] PINHO, LEONARDO B. Estratégias escaláveis para distribuição de mídias contínuas. Rio de Janeiro, 2005. Proposta de Tese (Doutorado em Ciências em Engenharia de Sistemas e Computação). Universidade Federal do Rio de Janeiro.

[7] FLASH VIDEO. Disponível em <http://en.wikipedia.org/wiki/Flv>. Último acesso em Setembro de 2007.

[8] H.264. Disponível em <http://pt.wikipedia.org/wiki/H.264>. Último acesso em Setembro de 2007.

[9] THE INTERACTIVE TELEVISION DICTIONARY, VIDEO ON DEMAND. Disponível em <http://www.itvdictionary.com/vod.html>. Último acesso em Setembro de 2007.

[10] MULTICAST. Disponível em <http://pt.wikipedia.org/wiki/Multicast>. Último acesso em Setembro de 2007.

[11] GANZ, AURA; GANZ, ZVI; WONGTHAVARAWAT, KITTI. Multimedia Wireless Networks: Technologies, Standards, and QoS. Prentice Hall, 2004.

[12] IEEE\_802.1Q. Disponível em [http://pt.wikipedia.org/wiki/IEEE\\_802.1Q](http://pt.wikipedia.org/wiki/IEEE_802.1Q). Último acesso em junho de 2008

[13] TOKEN RING. Disponível em [http://pt.wikipedia.org/wiki/Token\\_ring](http://pt.wikipedia.org/wiki/Token_ring), Último acesso em junho de 2008.

[14] SHEU, SHIANN-TSONG; WU, CHIH-CHIANG. Dynamic Load Balance Algorithm (DLBA) for IEEE 802.11 Wireless LAN. Tamkang Journal of Science and Engineering, v. 2, n. 1, pp. 45-52, 1999.

[15] KORAKIS, THANASIS; ERCETIN, OZGUR; KRISHNAMURTHY, SRIKANTH; TASSIULAS, LEANDROS; TRIPATHI, SATISH. Link quality based association mechanism in IEEE 802.11h compliant wireless lans. In: Proceedings of the 1st workshop on Resource Allocation in Wireless Networks (RAWNET) (in conjunction with IEEE WiOpt 2005), Riva Del Garda, Italy, April 2005.

[16] DONG, X. JAMES, ERGEN, MUSTAFA, VARAIYA, PRAVIN, PURI, ANUJ. Improving the aggregate throughput of access points in IEEE 802.11 wireless lans. In: Proceedings of the Local Computer Networks (LCN), pp. 682-681, Bonn/Königswinter, Germany, March 2003.

[17] MANGOLD, STEFAN; HABETHA, JÖRG. IEEE 802.11 contention-based medium access for multiple channels. In: Proceedings of the 11th European Wireless Conference, v. 2, pp. 522-526, Nicosia, Cyprus, April 2005.

[18] Raniwala, Ashish, Chiueh, Tzi-cker. ?Architecture and Algorithms for an IEEE 802.11-based Multi-channel Wireless Mesh Network?. In: Proceedings of the INFOCOM, Miami, FL, March 2005.

[19] ZHU, JING; ROY, SUMIT. 802.11 Mesh Networks with Two Radio Access Points. In: Proceedings of the IEEE International Conference on Communications (ICC), Seoul, Korea, May 2005.

[20] GARRIDO, JOSÉ. Practical process simulation using object-oriented techniques and C++. Artech House, 1998.

[21] POISSON PROCESS. Disponível em [http://en.wikipedia.org/wiki/Poisson\\_process](http://en.wikipedia.org/wiki/Poisson_process). Último acesso em julho de 2008.

[22] ZIPF'S LAW. Disponível em [http://en.wikipedia.org/wiki/Zipf's\\_law](http://en.wikipedia.org/wiki/Zipf's_law), Último acesso em julho de 2008.

[23] Poisson Distribution. Disponível em [http://en.wikipedia.org/wiki/Poisson\\_distribution](http://en.wikipedia.org/wiki/Poisson_distribution), Último acesso em julho de 2008.

[24] TOKEN RING. Disponível em [http://www.tpub.com/content/et/14092/css/14092\\_19.htm](http://www.tpub.com/content/et/14092/css/14092_19.htm). Último acesso em julho de 2008.

[25] TEORIA DOS GRAFOS. Disponível em [http://pt.wikipedia.org/wiki/Teoria\\_dos\\_grafos](http://pt.wikipedia.org/wiki/Teoria_dos_grafos). Último acesso em julho de 2008.

[26] YI-WYN, YEN. You Tube Looks For the Money Clip Disponível em <http://techland.blogs.fortune.cnn.com/2008/03/25/youtube-looks-for-the-money-clip>. Último acesso em julho de 2008.

[27]REUTERS.Número de celulares no Brasil cresce 22% em relação ao ano passado. Disponível em <http://g1.globo.com/Noticias/Tecnologia/0,,MUL305316-6174,00.html>. Último acesso em julho de 2008.

[28] REDES MESH. Disponível em [http://pt.wikipedia.org/wiki/Redes\\_Mesh](http://pt.wikipedia.org/wiki/Redes_Mesh). Último acesso em julho de 2008.