

Projeto de Redes para o Suporte a Aplicações

“Distributed Home Theatre”

Nelson Luís Saldanha da Fonseca e Cristiane Maria Reis Franco

Universidade Estadual de Campinas - UNICAMP

Instituto de Computação

Caixa Postal 6176

13081-970 Campinas SP

Telefone/Fax: (019) 253-0123

e-mail: {nfonseca, crisreis}@dcc.unicamp.br

e

Frank Schaffa

IBM T. J. Watson Research Center

Yorktown Heights, NY 10598

USA

e-mail: schaffa@watson.ibm.com

Resumo

Aplicações de vídeo apresentam grande potencial de sucesso comercial na futura Rede Digital de Serviços Integrados de Faixa Larga. Estas aplicações serão também as maiores consumidoras de banda passante neste novo ambiente. Sendo assim, a compreensão dos requisitos dos serviços de vídeo é de grande importância para o projeto da rede. Neste artigo estuda-se “Distributed Home Theatre”, um serviço de vídeo que permite a usuários distribuídos discutir um filme. Investiga-se o compromisso entre a redução do custo de largura de banda passante e técnicas de replicação de repositórios de filmes. Avalia-se neste estudo, o impacto da distribuição dos usuários, da topologia da rede e do número de usuários por sessão no custo total da rede. Além disto, demonstra-se um princípio de minimização do custo de banda passante que pode ser usado nas políticas de controle de admissão.

Abstract

Video services is both a major business driver and a bandwidth consumer for the future broadband integrated network. Understanding different video services requirements is of paramount importance for network design. In this paper, we study Distributed Home Theatre, a video service reduction and program replication techniques. We evaluate the impact of users distribution, network topology and number of users per session on this interplay. Moreover, we state a bandwidth minimization principle which can be used in admission control policies.

1) Introdução

O advento da integração de tráfego possibilitou a concepção de inúmeras aplicações multimídia. Dentre as aplicações mais promissoras comercialmente encontram-se a vídeo conferência e o vídeo sob demanda. A vídeo conferência é uma extensão da áudio conferência na qual seus participantes podem trocar informações visuais. Os usuários de um sistema de vídeo sob demanda podem selecionar e assistir filmes armazenados em repositórios de filmes. Este artigo estuda “Distributed Home Theatre (DHT)”, uma aplicação híbrida na qual um filme é simultaneamente exibido aos participantes de uma vídeo conferência, permitindo assim que um grupo distribuído de usuários discuta sobre o conteúdo de um filme. Em uma sessão de DHT qualquer participante pode iniciar um debate sobre uma cena específica através da execução de comandos de VCR. Espera-se que a aplicação “Distributed Home Theatre” seja bastante útil no ensino a distância e também nas tele-conferências profissionais [1].

As aplicações de vídeo serão as maiores consumidoras de banda passante nas futuras Rede Digitais de Serviços Integrados de Faixa Larga (B-ISDN). Como por exemplo, menciona-se a distribuição dos serviços de vídeo sob demanda nos Estados Unidos onde existem aproximadamente 77.000.000 residências com televisores ligados durante o horário nobre [2]. Considerando-se taxas de transmissão de 6 Mb/s para o padrão MPEG-II NTSC, 10 Mb/s para JPEG NTSC, e 20 Mb/s para HDTV, os requisitos de largura de banda são respectivamente de 462 Tb/s, 770 Tb/s e de 1.54 Pb/s, o que está muito aquém da capacidade de transmissão das redes de comunicação num futuro próximo [3]. Este elevado consumo de largura de banda demanda uma engenharia apropriada da

rede de comunicação.

O presente trabalho investiga o projeto da futura rede multimídia explorando-se o compromisso entre o custo de largura de banda e o custo de replicação de servidor. Introduce-se uma função de custo que contabiliza tanto o custo de servidor quanto o custo de largura de banda. Diferentes cenários são analisados através do estudo da replicação de servidor e do uso de *cache*.

Este artigo está organizado da seguinte forma: na seção II introduz-se o serviço de "Distributed Home Theatre". Na seção III descreve-se a metodologia usada para calcular os custos da rede. As seções III e IV analisam diferentes cenários considerando, respectivamente, replicação de servidor e uso de *cache*. Na seção V estudam-se redes que ofereçam tanto serviços de vídeo sob demanda quanto serviços de DHT. Finalmente, algumas conclusões são apresentadas na seção VI.

II) Serviços de DHT

A idéia básica do "Distributed Home Theatre" é permitir que um grupo distribuído de usuários possa debater sobre o conteúdo de um filme. O DHT pode ser visto com uma tele-conferência na qual os usuários estão assistindo um mesmo filme. Qualquer participante de uma sessão de DHT pode executar operações de VCR e iniciar um debate sobre uma cena específica. A aplicação de DHT é uma ferramenta promissora para o ensino a distância e para tele-conferências profissionais.

Neste estudo, assume-se a existência de um fluxo individual de vídeo para cada usuário e assume-se também que todos os fluxos de uma sessão de DHT são distribuídos por um mesmo servidor, chamado de servidor de controle. Várias melhorias nesta arquitetura podem ser propostas. A primeira e mais óbvia é compartilhar o fluxo de vídeo até o último comutador comum a dois caminhos de distribuição. Uma opção mais elaborada é a de permitir que o servidor mais próximo do usuário distribua o filme. Neste caso, somente mensagens de controle são trocadas entre os servidores. Embora estas alternativas possam reduzir de forma significativa a demanda de largura de banda, elas exigem uma complexidade de servidor/comutador que pode não estar disponível em uma primeira implementação dos serviços de DHT.

Assume-se também uma rede de distribuição hierárquica composta por um *backbone* ATM, redes metropolitanas ATM e *loops* locais conectados a rede metropolitana através de *head ends* ATM (Figura 1). Na estrutura atual da rede de TV a Cabo (*Cable Television* - CATV) o número de usuários conectados a uma única árvore deve ser menor que mil para garantir a Qualidade de Serviço [4]-[5]. Esta tendência deve permanecer inalterada nas futuras redes ATM de forma a manter baixa a complexidade dos *head ends*. Os servidores de vídeo podem estar conectados a qualquer nível da árvore de distribuição.

III) Custos da Rede

A investigação do compromisso entre largura de banda e replicação de filmes é essencial no projeto de redes que ofereçam serviços de vídeo. Se o custo de largura de banda fosse insignificante, teria-se um servidor central (ou servidores) fornecendo exibição de filmes para toda a comunidade da rede. Se ao contrário, o custo de servidor fosse zero, teria-se um repositório de vídeo nos "set top box" de cada usuário. Obviamente, nenhuma destas abordagens é realista. Os recursos atuais da rede estão longe de fornecer a demanda de largura de banda gerada pela solução de um servidor central, e os servidores de vídeo são mais complexa e mais caros do que os atuais computadores pessoais. Assim sendo, uma solução para aliviar os requisitos de largura de banda consiste na replicação de servidores em nós da árvore de distribuição. Em um projeto real da rede, o número e a localização dos servidores são determinados pela demanda regional, pela topologia da rede e pelo custo atual da tecnologia. Nesta seção apresenta-se uma abordagem para o cálculo do custo da rede. No modelo adotado, o custo dos sinais de controle bem como dos sinais de áudio gerados durante a conversação dos usuários não são levados em consideração, dado que os sinais de vídeo são os maiores consumidores de largura de banda.

III.1) Modelo da Rede

Assume-se que a rede de distribuição é uma árvore *d*-ária balanceada (Figura 2). Cada nó da árvore representa um comutador e as folhas representam os *head ends* que conectam os usuários à rede. Cada comutador pode ter um servidor (ou um *cache* de programas) conectados a ele. O número de *head ends* H é determinado pelo número de usuários, dado um número máximo de usuários por *head end*. O número de níveis da hierarquia é dado

por:

$$L(d) = \log_d(H)$$

e o número de comutadores $W(d)$ nesta rede é dado por:

$$W(d) = \sum_{n=1}^{L(d)} d^n$$

Nesta artigo considera-se uma árvore binária balanceada com 1024 *head ends* e 100 usuários por *head end*. Esta formulação pode ser facilmente generalizada para árvores d -árias não balanceadas.

III.2) Distribuição dos Usuários

O custo de largura de banda de uma sessão de DHT é determinado pelo número de canais alocados para a sessão. Desta forma, a distribuição geográfica dos usuários de uma sessão de DHT tem um grande impacto no custo da banda passante. Entretanto, esta distribuição só será realmente conhecida quando o sistema estiver em operação. Assim sendo, os resultados foram gerados considerando-se três distribuições diferentes: i) uma distribuição uniforme, ii) uma distribuição normal, e iii) uma distribuição normal por *head end* para representar, respectivamente, padrões de concentração baixo, médio e alto de usuários por sessão de DHT. A média da distribuição normal é igual à moda do número de *head ends* e cada distribuição normal por *head end* é centrada no *head end* em questão. Por exemplo, quando consideramos uma distribuição normal por *head end* com média 525 e com desvio padrão 5, 68.26% dos participantes de uma sessão de DHT estão estatisticamente localizados entre os *head ends* 520 e 530.

III.3) Custo de Largura de Banda

O custo total de largura de banda (C_b) é a soma do custo de cada canal alocado. O custo de um canal alocado é proporcional ao número de programas que passam através dele. Assim,

$$C_b = \gamma_b \sum_{\Lambda} b(\lambda_i)$$

onde:

Λ - é o conjunto de canais

$b(\lambda_i)$ - é a largura de banda do canal

γ_b - é uma constante de normalização

C_b é normalizado pelo fator γ_b , o que torna mais fácil a exploração de cenários com custos diferentes.

Para minimizar o custo total de banda passante é necessário minimizar o custo individual de cada sessão de DHT. O teorema abaixo estabelece condições para esta otimização.

Teorema: O custo mínimo de largura de banda de uma sessão de DHT, em uma rede onde o custo de largura de banda/capacidade dos canais obedece uma relação linear, é obtido quando o servidor de controle está localizado em um nó com cinquenta por cento ou mais dos participantes da sessão abaixo dele e cujos descendentes têm cada um deles menos do que cinquenta por cento dos participantes abaixo de si.

Este teorema pode ser usado nas políticas de controle de admissão para determinar qual dentre os servidores da rede deve ser o servidor de controle de uma sessão de DHT. A prova deste teorema encontra-se no apêndice.

III.4) Custo de Armazenamento

O custo de um servidor depende do número de filmes armazenados e da taxa de acesso a esses filmes. A taxa de acesso a um programa está relacionada à largura de banda necessária para suportar os pedidos por este programa. Por exemplo, um servidor com os dez filmes mais populares (taxa de acesso alta) pode demandar uma largura de banda maior (e conseqüentemente maior custo) do que um servidor grande com filmes pouco populares.

Para capturar os dois fatores do custo de armazenamento utilizou-se a lei de Zipf [6]. Foi demonstrado experimentalmente que a lei de Zipf modela a popularidade da locação de filmes nos Estados Unidos, utilizando-se dados publicados em revistas especializadas tais como a *Billboard Magazine* e a *Video Store Magazine* [7]. Para

obtenção dos resultados assumiu-se que a popularidade dos programas nos serviços de DHT será a mesma da locação em lojas de aluguel de filmes. De acordo com a lei de Zipf, a probabilidade do programa i ser escolhido dentre N_p programas armazenados é dada por:

$$z(i) = C/i$$

$$C = 1 / \left(\sum_{i=1}^{N_p} 1/i \right)$$

Define-se o custo do servidor localizado na raiz da árvore de distribuição como sendo unitário. Assim, o custo de armazenamento na raiz é:

$$C_{\text{root}} = \sum_{i=1}^{N_p} z(i)$$

onde $z(i)$ é a probabilidade do programa i ser escolhido dentre todos os programas ordenados de forma decrescente por suas popularidades.

A influência da popularidade pode ser vista pelo fato de que, se a população com acesso a um certo servidor for reduzida pela metade, o custo do servidor é dado por:

$$C_s = \sum_{i=1}^{N_p} z(2 \times i)$$

onde $z(2xi)$ reflete a diminuição dos requisitos do programa i devido a taxa de acesso menor e $z(j) = z(N_p)$, para $j > N_p$.

Finalmente, o custo total de armazenamento é dado pela soma individual dos custos de cada servidor:

$$C_s = \sum_{\Delta} C_i$$

onde Δ é o conjunto de todos os servidores da rede.

III.5) Custo Total

O custo total de se prover serviços de DHT é dado pela soma dos custos de largura de banda e dos custos de armazenamento.

$$C_t = C_b + C_s$$

Dado que os custos de largura de banda e de armazenamento são normalizados, pode-se definir um fator de peso, ρ , para refletir a proporção entre custo de largura de banda e custo de armazenamento. Neste caso, o custo total da rede pode ser dado por:

$$C_t(\rho) = (2/(1 + \rho)) \times (\rho \times C_b + C_s) \quad \text{para } \rho > 0$$

IV) Replicação de Servidor

A estratégia de replicação de servidor foi adotada de modo a investigar o compromisso entre a largura de banda e a replicação de programas armazenados. Através da replicação de servidor os requisitos de largura de banda de cada servidor são diminuídos e, conseqüentemente, o custo individual dos servidores também diminui. Inicialmente foi considerado o custo de um único servidor localizado na raiz da árvore de distribuição (nível 0).

Numa segunda etapa, foram colocados servidores somente nos nós do nível 1. Procedeu-se dessa forma considerando-se redes com servidores localizados somente nos nós do i -ésimo nível.

Os resultados foram obtidos através de simulação. Os métodos de replicação foram usados para gerar intervalos de confiança com 95% de nível de confiança. O tamanho da amostra usada para calcular cada ponto das curvas foi tal que a largura dos intervalos de confiança é menor do que 5% da média. Dado que os resultados gerados tiveram um alto grau de confiança, apenas os valores médios são mostrados para facilitar a interpretação visual dos gráficos.

Para permitir a comparação de tendências, tanto o custo de largura de banda quanto o de armazenamento foram normalizados pelo maior valor de cada curva. Os resultados também são apresentados pela profundidade normalizada (nível 0 corresponde ao nível da raiz e o nível 1 corresponde ao nível dos *head ends*). Nos exemplos numéricos é mostrado o impacto do número de usuários por sessão e o impacto da distribuição dos usuários por sessão no custo total da rede.

No cálculo do custo de replicação de servidor no i -ésimo nível da árvore de distribuição um servidor é escolhido para ser o servidor de controle de uma sessão de DHT se este possuir o maior número de usuários da sessão abaixo de si. Obviamente, para uma certa sessão e um nível específico da árvore, este critério produz os mesmos custos obtidos quando se usa o teorema enunciado acima.

O custo total de largura de banda considerando replicação no l -ésimo nível é dado por:

$$C_b(l) = \gamma_b \sum_{\beta} C_i(l)$$

onde:

$C_i(l)$ - é o custo da i -ésima sessão de DHT quando a replicação de servidor é feita no nível l . Este custo é a soma dos canais alocados para a sessão.

b - é o conjunto de todas as sessões DHT.

γ_b - é a constante de normalização.

Na Figura 3, o custo normalizado de largura de banda como uma função da profundidade normalizada é mostrado para distribuições diferentes. Nota-se que, à medida que os participantes tornam-se mais concentrados, o nível ótimo para a colocação do servidor tende a mover-se para perto do nível dos *head ends*. Para usuários altamente dispersos (distribuição uniforme - Figura 3.a) o nível ótimo é um nível abaixo da raiz. Para participantes moderadamente concentrados (distribuição normal - Figura 3.b), o nível ótimo fica aproximadamente a um terço da altura da árvore e para usuários altamente concentrados (distribuição normal por *head end* - Figura 3.c) o nível ótimo é dois níveis acima do nível dos *head end*. A Figura 3 ilustra o princípio de minimização que diz que o nível ótimo para o servidor de controle de uma sessão de DHT deve conter cinquenta por cento ou mais dos participantes abaixo de si e nenhum de seus descendentes pode satisfazer esta condição. Nota-se que, à medida que os usuários tornam-se mais dispersos, o princípio de minimização é notório em nós mais próximos da raiz.

É interessante observar que o número de usuários por sessão de DHT tem um impacto menor do que a distribuição destes usuários. Na verdade, o número de usuários por sessão tem influência na escolha do servidor de controle apenas para distribuições moderadamente concentradas. Se o número de participantes cresce, neste tipo de distribuição, a localização ótima do servidor de controle move-se em direção da raiz. A Figura 3.b mostra que, para um número pequeno (3 ou 4 usuários) de participantes de uma sessão de DHT, a posição ótima do servidor é cerca de 0.3 da profundidade da árvore. Enquanto que, para um número maior (5 ou 6), o nível ótimo é o nível 0.2. Tal efeito não foi observado para distribuições pouco (Figura 3.a) e altamente concentradas (Figura 3.c).

O custo total de replicação no l -ésimo nível é dado por:

$$C_s(l) = \gamma_s(l) \sum_{j=1}^d \sum_{i=1}^{N_p} z(i/x_j)$$

onde:

x_j - é a demanda do j -ésimo servidor, i.e., a taxa entre o número de sessões de DHT servidas por este servidor e o número total de sessões de DHT.

$\gamma_s(l)$ - é a constante de normalização para o nível l .

O custo total normalizado para replicação de servidor no nível l é dado por $C_b(l) + C_s(l)$. A Figura 4 ilustra

esta computação.

A Figura 5 mostra o custo normalizado da rede como uma função da profundidade normalizada. Foi observado que, para concentrações fracas e moderadas de participantes (Figuras 5.a e 5.b), a curva normalizada do custo é praticamente plana até o nível 0.3. Isto acontece porque a economia obtida pela redução do custo de largura de banda não é suficiente para compensar o alto custo dos servidores perto da raiz. Os servidores perto da raiz são mais caros porque servem a uma população maior. Para distribuição moderadamente concentrada e um número pequeno de participantes por sessão (3 ou 4 usuários) nota-se que a redução do custo de largura de banda contrapõe-se ao custo do servidor com um mínimo no nível 0.3. Para distribuições altamente concentradas, à medida que a concentração aumenta, o ganho no custo de largura de banda domina o custo total, empurrando o nível ótimo para perto do nível dos *head ends*.

Todos os resultados apresentados até aqui consideram que os custos de largura de banda e de armazenamento têm o mesmo peso. A Figura 6 mostra o impacto da atribuição de pesos diferentes ao custo de largura de banda e ao custo de armazenamento (variação de ρ). Nota-se que, à medida que a importância do custo de largura de banda diminui, o custo total também diminui. Desta forma, a localização ótima do servidor de controle move-se para perto da raiz. Este fato é mais evidente para distribuições fracamente concentradas de usuários (Figura 6.a) do que para distribuições altamente concentradas (Figura 6.b), devido à necessidade de conexão de usuários dispersos. A forma plana da Figura 6.b em torno da profundidade 0.5 ilustra a influência da distribuição dos usuários no custo de largura de banda.

Para avaliar a dependência dos resultados com relação à topologia da rede, analisou-se árvores n -árias balanceadas para diferentes valores de n . Obviamente, à medida que a conectividade de nós aumenta, o custo total (não normalizado) diminui devido à redução dos requisitos de largura de banda. A Figura 7 mostra um exemplo com 4096 *head ends* considerando árvores balanceadas binárias, 4-árias e 16-árias. Nota-se que a topologia não tem um impacto significativo nos resultados. Todas as três curvas tem formato similar e comportamentos semelhantes nas mesmas profundidades normalizadas.

V) Caching de Programas

Nesta seção investiga-se a estratégia de *caching* de programas. Ao invés de replicar um servidor por inteiro replica-se somente os programas mais populares. Desta forma, tenta-se reduzir o custo total através da redução dos custos individuais dos servidores. Entretanto, é necessário manter um servidor completo na raiz da árvore para lidar com pedidos de programas pouco populares (*cache miss*).

Para avaliar o impacto da adoção de *caching* de programas foi usado o mesmo raciocínio da replicação de servidor: considera-se a existência de *caches* somente nos nós do nível l , mais um servidor completo na raiz da árvore. Para cada sessão de DHT é designado um *cache* de controle no nível l , i.e., um *cache* que irá lidar com os pedidos daquela sessão.

O custo de largura de banda para a replicação de *cache* no nível l é dado por:

$$C_b = \gamma_b \left(\alpha \sum_{\beta} c_b(l) + ((1 - \alpha) \times \mu \times h) \right)$$

onde:

β - é o conjunto das sessões de DHT.

γ_b - é a constante de normalização

$C_b(l)$ - é o custo de largura de banda quando consideramos a replicação de *cache* no l -ésimo nível.

μ - é o número total de participantes

h - altura da árvore

A probabilidade de ocorrer um *cache hit* é dada por:

$$\alpha = \sum_{i=1}^M z(i)$$

e o custo do *cache* para a replicação de *cache* no nível l é dado por:

$$C_c(l) = \gamma_c(l) \sum_{j=1}^{d^l} z(1/x_j) + C_{\text{root}}$$

onde:

$\gamma_c(l)$ - é a constante de normalização

x_j - é a demanda do j -ésimo *cache*, i.e., a taxa entre o número de sessões de DHT servidas pelo j -ésimo *cache* e o número total de sessões.

A Figura 8 mostra, para vários tamanhos de *cache*, o custo normalizado do *cache* como função da profundidade normalizada. Esta figura mostra também o custo da replicação de servidor, i.e., considera-se servidores completos somente nos nós do nível l . Nota-se a mesma tendência observada na análise de replicação de servidor. Para concentrações fraca e moderada, a curva de custo é praticamente plana até o nível 0.3 e nesta região da árvore de distribuição todos os *caches* apresentam o mesmo custo. No nível dos *head ends* os *caches* pequenos são mais atrativos e podem garantir um ganho no custo de aproximadamente 10% no custo de armazenamento. Poderia-se esperar que, no nível dos *head ends*, os *caches* maiores fossem mais atrativos pois evitariam os *cache misses*, entretanto, para concentrações de usuários fracas e moderadas, o preço pago para um *cache miss* não é uma penalidade. Na realidade, um *cache miss* gera economia de largura de banda, pois o nível que minimiza a demanda de largura de banda é perto da raiz. Desta forma, no projeto de redes reais, se outros serviços de vídeo requererem a colocação dos *caches* perto dos *head ends*, é melhor (para os serviços de DHT) a adoção de *caches* pequenos. Para usuários altamente concentrados, o cenário é diferente. Neste caso, um *cache miss* é uma penalidade real porque o nível ótimo de localização do *cache* é perto do *head end*. Conseqüentemente, deve-se tentar satisfazer o maior número possível de pedidos neste nível. Esta tendência pode ser observado pela economia no custo à medida que o tamanho do *cache* aumenta, e pelo fato de que a replicação de servidor é sempre a opção mais econômica. Desta forma, se por qualquer razão de projeto for necessário adotar a estratégia de *caching* de programas, os *caches* maiores implicam na solução de menor custo. O padrão semelhante para a replicação de servidor e para a replicação de *cache* pode ser explicado pela alta quantidade de largura de banda necessária para o fornecimento dos serviços de DHT.

Um compromisso entre a replicação de servidor e a replicação de *cache* é o uso de *caches* multi-nível [8]. No sistema de *cache* multi-nível, *caches* são colocados em níveis diferentes da árvore e seus conteúdos são "contíguos". Assim, se ocorrer um *cache miss* em um determinado nível, o pedido pode ser satisfeito em um nível mais alto e não necessariamente no nível da raiz, como no caso do *cache* de um único nível. Os custos de largura de banda e de armazenamento para *caches* multi-nível são uma generalização do caso do *cache* de um único nível. Por exemplo, o custo para um *cache* com dois níveis localizados nos níveis l_1 e l_2 da árvore de distribuição é dado por:

$$C_b(l_1, l_2) = \gamma_b \left(\alpha_1 \sum_{\beta} c_b(l_1) + \alpha_2 \sum_{\beta} c_b(l_2) + (1 - \alpha_1 - \alpha_2) \times u \times h \right)$$

$$C_c(l_1, l_2) = \gamma_c \left(\sum_{j=1}^{d^{l_1}} \sum_{i=1}^{M_1} z(1/x_j) + \sum_{k=1}^{d^{l_2}} \sum_{i=M_1+1}^{M_2} z(1/x_k) + C_{\text{root}} \right)$$

Os resultados obtidos demonstram que a adoção de *caches* multi-nível não é uma solução atrativa no projeto da rede para o fornecimento de serviços de DHT pelas mesmas razões apontadas no caso de *caches* de um único nível.

VI) Redes com Serviços de DHT e VoD

As aplicações de vídeo serão os maiores consumidores de banda passante na futura rede de faixa larga. É essencial, no projeto das redes reais, que os requisitos de diferentes aplicações de vídeo sejam levados em consideração. Uma das aplicações mais promissoras de vídeo é a de Vídeo sob Demanda. Em um sistema de vídeo sob demanda os usuários individuais podem selecionar e assistir um determinado filme de um servidor de filmes. Fornecer serviços de DHT custa mais caro do que fornecer serviços de vídeo sob demanda. Isto acontece porque os

usuários de um sistema de DHT se conectam ao servidor que minimiza o custo de banda passante da sessão de DHT, enquanto que os usuários de um sistema de vídeo sob demanda se conectam ao servidor mais próximo. Em outras palavras, para um mesmo número de usuários, o custo total de largura de banda de uma sessão de VoD é sempre o limite inferior do custo de banda passante de uma sessão de DHT.

A Figura 9 mostra o custo total de replicação de servidor em uma rede com serviços de DHT e VoD. Os servidores de vídeo fornecem programas para ambos os serviços. Variou-se a porcentagem do número total de usuários da população envolvidos em sessões de DHT de 30% a 50%. Acredita-se que, em uma rede real, a porcentagem de usuários envolvidos em serviços de DHT será em torno de 30% e não excederá 50%. Sabe-se que a localização ótima de um servidor em uma rede com serviços de VoD está entre 70% e 90% de profundidade da árvore [3]. As Figuras 9.a e 9.b mostram que, para concentrações de usuários fracas e moderadas, a tendência da localização ótima dos servidores de VoD é mantida somente para porcentagens pequenas (10%) de usuários de DHT. À medida que a porcentagem de usuários de DHT aumenta, o nível ótimo move-se para a raiz da árvore. Além disso, para a distribuição fraca de usuários, o ganho no custo total é baixo. Em outras palavras, os altos requisitos de largura de banda dos serviços de DHT dominam o custo da rede mesmo para porcentagens baixas de usuários de DHT, como por exemplo 30%. Para usuários altamente concentrados tem-se um cenário diferente (Figura 9.c). Comunidades de usuários altamente concentrados apresentam o mesmo padrão de usuários de um sistema de VoD. A localização ótima do servidor é mantida mesmo para porcentagens alta (50%) de usuários em sessões de DHT. Na verdade, a distribuição dos usuários de um sistema VoD pode ser considerada um caso extremo do padrão de distribuição de usuários de DHT na qual todos os participantes da sessão de DHT estão localizados em baixo de um mesmo *head end*.

VII) Conclusões

As aplicações baseadas em vídeo oferecem um grande potencial de sucesso comercial e também serão as maiores consumidoras de banda passante da futura Rede Digital de Serviços Integrada de Faixa Larga. O conhecimento dos requisitos das aplicações de vídeo é de grande importância para o projeto da rede de distribuição. Este artigo explora o compromisso existente entre o consumo de largura de banda e a replicação de programas no fornecimento da aplicação de *Distributed Home Theatre*. São analisadas estratégias de replicação de servidor e de replicação de *cache* que visam reduzir a alta demanda de largura de banda. Além disto, é demonstrado um princípio de otimização de largura de banda que pode ser implementado nas políticas de controle de admissão. Como o comportamento real dos usuários deve ser conhecido somente quando o serviço estiver disponível, três distribuições diferentes foram usadas para derivar os resultados. Adicionalmente, investigou-se também a influência do número de usuários por sessão e da topologia da rede. Para participantes que apresentam um padrão de concentração fraco/moderado o nível ótimo de localização do servidor é próximo a raiz da árvore de distribuição. Entretanto, para usuários que apresentam um padrão de concentração alto, o nível ótimo é perto dos *head ends*. Esta tendência pode ser explicada pelo alto custo que se tem quando o princípio de minimização não é satisfeito. Mostrou-se também como estes requisitos podem ter um impacto significativo no projeto de redes que ofereçam serviços de VoD e de DHT. Pode-se concluir que é fundamental a combinação das estratégias de replicação de programas com outras técnicas de redução de banda passante no projeto da rede de comunicação. Tendo-se em mente soluções híbridas, estamos atualmente comparando os serviços de DHT oferecidos por redes com e sem compartilhamento de fluxo.

VII) Referências Bibliográficas

- [1] J. A. Schnepf, D. H. C. Du, E. Russel Ritenour e A. J. Fahrman, "Building Future: Medical Education Environment over ATM Networks", *Communications of the ACM*, vol 38, n 2, pág. 54-69, fev. 1995.
- [2] *Statistical Abstract of United States*, U. S. Bureau of the Census, 113 edição, 1993.
- [3] J. P. Nussbaumer, B. V. Patel, F. Schaffa e J. P. G. Sterbenz, "Networking Requirements for Interactive Video on Demand", *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol 13, n 5, pág. 779-787, junho 1995.
- [4] J. P. Nussbaumer, B. V. Patel e F. Schaffa, "Multimedia Delivery on Demand: Capacity Analysis and Implication", *Proc 1994 Local Computer Networks Conference*, 1994
- [5] J. P. Nussbaumer e F. Schaffa, "Capacity Analysis of CATV for On-demand Multimedia Distribution", *Proc First ISMM Int Conf Distributed Multimedia Systems Applications*, agosto 1994.
- [6] Y. S. Chen, "Mathematical Modeling of Empirical Laws in Computer Application: A Case Study", *Comp. Math.*

Applicat., pág. 77-87, outubro 1992

[7] A. L. Cherenak, "Tertiary Storage: An Evaluation of New Applications", Ph.D. Dissertation, University of California, Berkeley, dezembro 1994.

[8] J. P. Nussbaumer e F. Schaffa, "On Bandwidth and Storage trade-off in Multimedia Distribution Networks", Proc of INFOCOM'95, pág. 1020-1026, 1995

Apêndice

Neste apêndice demonstra-se o teorema de minimização de banda passante.

Teorema: O custo mínimo de largura de banda de uma sessão de DHT, em uma rede onde o custo de largura de banda/capacidade dos canais obedece uma relação linear, é alcançado quando o servidor de controle está localizado em um nó com cinquenta por cento ou mais dos participantes da sessão abaixo dele e cujos descendentes têm, cada um deles, menos do que cinquenta por cento dos participantes abaixo de si.

Prova: Seja i um nó com cinquenta por cento ou mais dos participantes da sessão abaixo dele e cujos descendentes têm, individualmente, menos do que cinquenta por cento dos participantes da sessão abaixo de si. Seja C_i o custo de largura de banda da sessão DHT quando o servidor de controle está localizado no nó i . Precisa-se provar que o custo da sessão DHT quando o servidor de controle é colocado no j -ésimo nó, C_j , para $i \neq j$, é sempre maior que C_i . C_i e C_j mantêm a seguinte relação entre si:

$$C_j = C_i + l_d + l_n$$

onde:

l_d - é a diferença entre o número de canais alocados pelos participantes da sessão de DHT, que são descendentes do nó i , quando o servidor de controle está localizado no nó j e o número de canais alocados quando o servidor de controle está localizado no nó i .

l_n - é a diferença entre o número de canais alocados pelos participantes da sessão de DHT que não são descendentes do nó i quando o servidor de controle está localizado no nó j e o número de canais alocados quando o servidor de controle está localizado no nó i .

Assim, é necessário mostrar que C_j é sempre maior que C_i . Em outras palavras, é necessário provar que $l_d + l_n > 0$. Os seguintes casos devem ser considerados nesta prova: i) o nó j é um ancestral do nó i , ii) o nó j é um descendente do nó i , e iii) o nó j não é nem descendente nem ancestral do nó i .

i) O nó j é um ancestral do nó i

Se o nó i não é filho do nó j , tem-se:

$$l_d = d_{ij} \times p_i$$

$$l_n = -d_{ij} \times (P - p_j) + \sum_{k=0}^{d_{ij}-1} (d_{ij}-k) \times p_k$$

onde:

d_{ij} - é o número de canais que conectam o nó i ao nó j (diferença de altura)

p_i - é o número de participantes que são descendentes do nó i

p_j - número de participantes que são descendentes do nó j

P - número de participantes da sessão de DHT

$K = \{\text{conjunto ordenado de nós do caminho que conecta o nó } j \text{ ao pai do nó } i, \text{ começando do nó } j\}$

p_k - número de participantes da sessão DHT que são descendentes do nó $k \in K$ e que não possuem nenhum outro ancestral \hat{k} , tal que $\hat{k} > k$ e $\hat{k} \in K$.

O valor mínimo de l_n , I_n , é alcançado quando todos os não-descendentes do nó i estão concentrados abaixo dos irmãos do nó i . I_n é dado por:

$$I_n = -d_{ij} \times (P - p_j) - d_{ij} \times (p_j - p_i)$$

Assim, deve-se provar que $I_n + l_d > 0 \Rightarrow l_n + l_d > 0$.

Sabe-se que:

$$I_n = d_{ij} \times (p_i - P)$$

$$I_n + l_d = 2d_{ij} \times p_i - d_{ij} \times P$$

Por definição, sabe-se que $p_i \geq 0.5P$. Assim,

$$I_n + l_d > 0 \Rightarrow l_n + l_d > 0 \Rightarrow C_j > C_i$$

Se o nó i for filho do nó j , tem-se:

$$l_d = p_i$$

$$l_n = -(P - p_i)$$

$$l_n + l_d = 2p_i - P$$

Por definição $2p_i \geq P \Rightarrow l_n + l_d \geq 0 \Rightarrow C_j \geq C_i$

ii) O nó j é um descendente do nó i

Se o nó j não for um filho do nó i :

$$l_n = (P - p_i) \times d_{ij}$$

$$l_d = -d_{ij} \times p_j + \sum_{k=0}^{d_{ij}-1} (d_{ij} - 2k) \times p_k$$

onde:

$K = \{\text{conjunto ordenado de nós do caminho que conecta o nó } i \text{ ao pai do nó } j, \text{ começando do nó } i\}$

p_k - número de participantes da sessão de DHT que são descendentes do nó $k \in K$ e que não possuem nenhum outro ancestral \hat{k} , tal que $\hat{k} > K$ e $\hat{k} \in K$.

l_d , valor mínimo de l_d , é obtido quando os não-descendentes do nó w (filho do nó i) estão todos concentrados abaixo dos irmãos do nó j . Neste caso, tem-se:

$$I_d = -d_{ij} \times p_j + d_{ij} \times \alpha P + (1 - d_{ij})(p_i - \alpha P - p_j)$$

onde:

α - é a fração do número total de participantes da sessão que são descendentes do nó i e não são descendentes de nenhum nó $k \in K$.

$$I_d = (2\alpha d_{ij} + d_{ij}) \times P - 2d_{ij} \times p_i + (p_i - \alpha P - p_j)$$

p_i pode ser expresso como:

$$p_i = (\alpha + \beta)P$$

onde:

β - é a fração do número total de participantes que são descendentes do nó i e cujos ancestrais, diferentemente do nó i , estão em K .

$$I_d = d_{ij} \times P - 2\beta \times d_{ij} \times P + (p_i - \alpha P - p_j) > 0$$

Por definição $\beta < 0.5$. Assim,

$$l_n + l_d > l_n + l_d > 0 \Rightarrow C_j > C_i$$

Se o nó j é filho do nó i :

$$l_d = -p_j + (p_i - p_j)$$

$$l_n = P - p_i$$

$$l_n + l_d = P - 2p_j$$

Por definição: $P > 2p_j$. Assim:

$$l_n + l_d \geq 0 \Rightarrow C_j \geq C_i$$

Se j é filho de i

$$l_d = -p_j + (p_i + p_j)$$

$$l_n = P - p_i$$

$$l_n + l_d = P - 2p_j > 0 \Rightarrow C_j > C_i$$

iii) O nó j não é nem ancestral nem descendente do nó i

$$l_d = d_{ij} \times p_i$$

$$l_n = -d_{ij} \times p_j + \sum_H s_h \times p_h$$

onde:

d_{ij} - é a distância (mínima) entre os nós i e j .

p_h - é o número de participantes abaixo do *head end* h que não são descendentes nem do nó i e nem do nó j .

s_h - é a diferença entre a demanda por canais, dos participantes abaixo do *head end* h , quando o servidor de controle está localizado no nó j e quando o servidor de controle está localizado no nó i .

$$l_n + l_d = -d_{ij} \times p_j + \sum_H s_h \times p_h + d_{ij} \times p_i$$

Sabe-se que $\sum_H s_h \times p_h$ é minimizado, (i.e., maximiza a economia de canais) quando todos os participantes que não estão nem abaixo do nó i e nem abaixo do nó j estão concentrados abaixo dos irmãos do nó j . Assim, tem-se:

$$l_n + l_d = d_{ij} \times p_i - d_{ij} \times p_i + (2 - d_{ij}) \times (P - p_j - p_i)$$

$$l_n + l_d = 2d_{ij} \times p_i - d_{ij} \times P + 2(P - p_j - p_i)$$

Por definição $2P_i > P$ e $P - p_j - p_i > 0$. Assim,

$$l_n + l_d \geq 0 \Rightarrow C_j \geq C_i$$

Notou-se que o teorema acima é válido também para árvores simétricas, i.e., árvores cujos canais de mesmo nível têm o mesmo custo.

Agradecimentos

Os autores gostariam de agradecer ao CNPq e à FAPESP pelo apoio financeiro e ao CENAPAD/SP pelo suporte computacional.

Trabalho parcialmente submetido à conferência *IEEE International Conference on Communications 1997* sob autorização do coordenador do programa do XV Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores.

Figuras

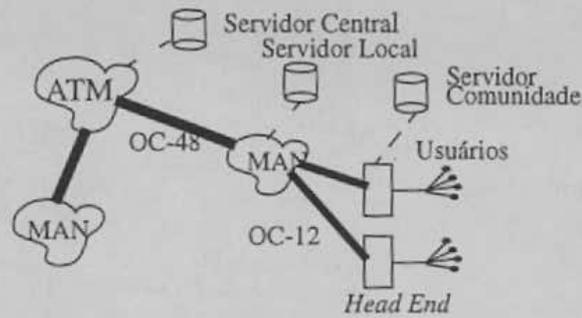


Figura 1: Modelo da Rede

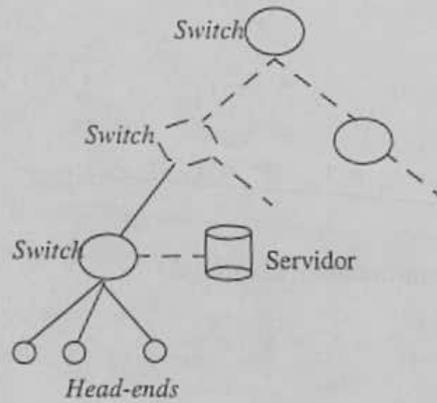


Figura 2: A árvore de distribuição

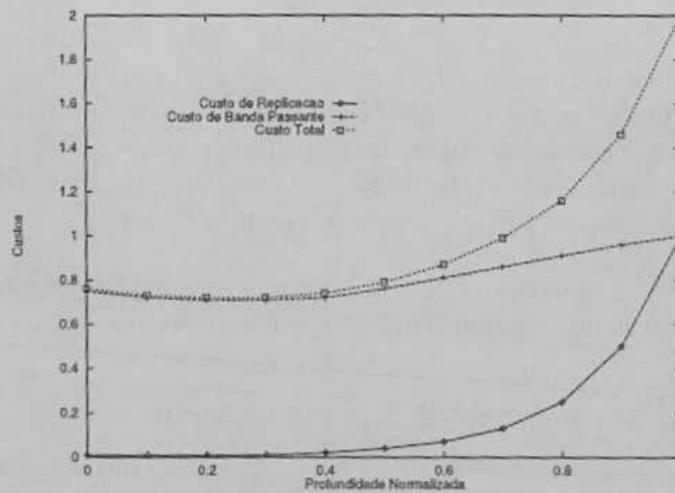


Figura 4: Um exemplo da computação do custo total considerando replicação de servidores para uma distribuição normal com $\sigma=150$ e 5 usuários por sessão DHT.

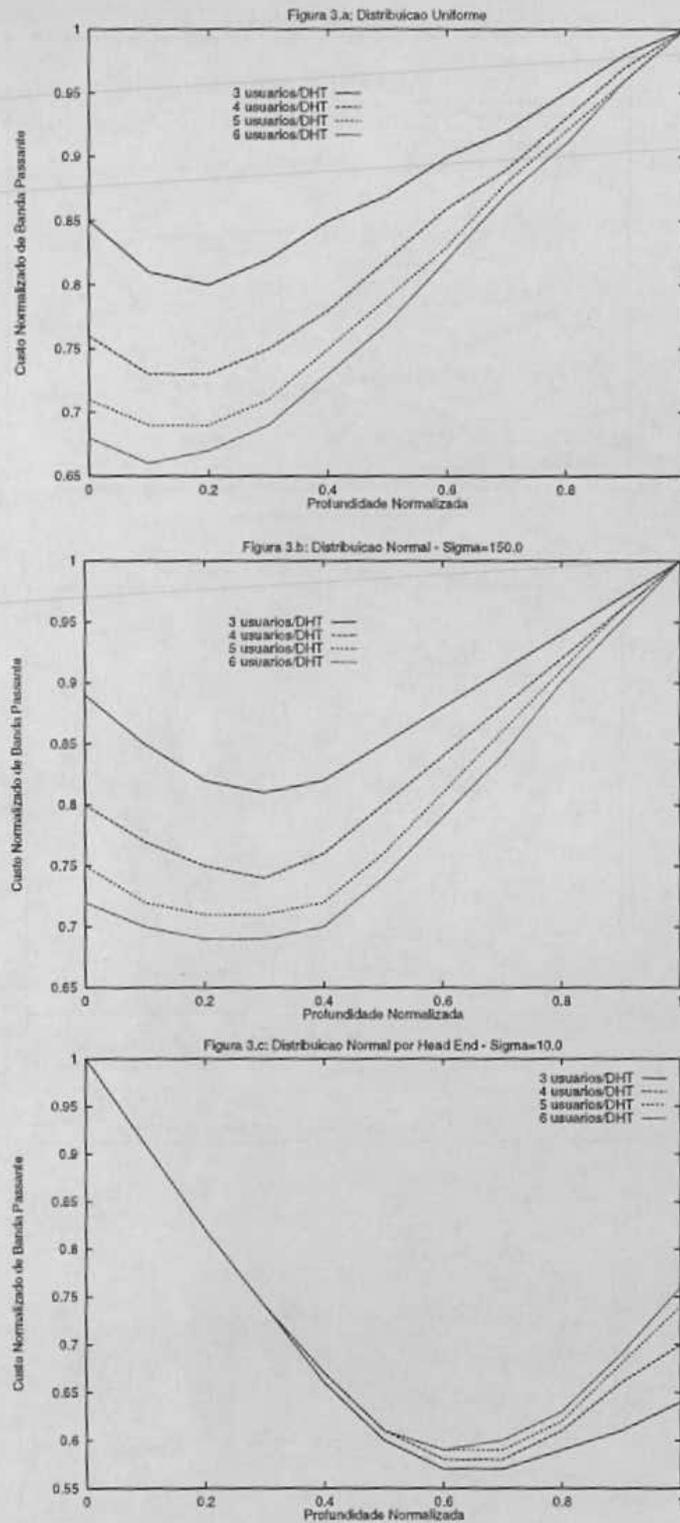


Figura 3: Custo normalizado de larg. de banda x prof. normalizada para i) núm. diferente de usuários por sessão DHT, ii) dist. uniforme (Figura 3.a), iii) dist. normal com $\sigma=150$ (Figura 3.b) e iv) dist. normal por head end com $\sigma=10$ (Figura 3.c)

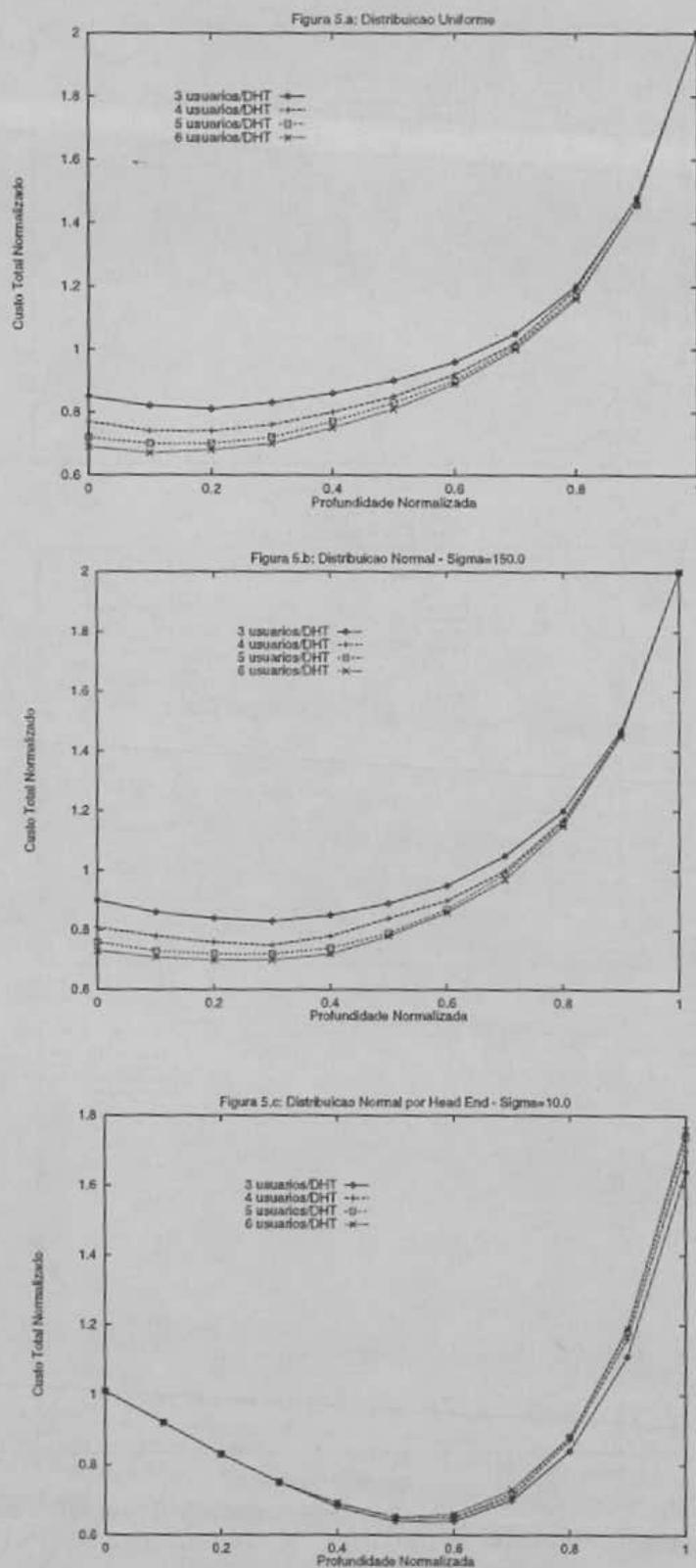


Figura 5: Custo total normalizado x prof. normalizada, considerando-se replicação de servidores para i) números diferentes de usuários por sessão DHT, ii) distribuição uniforme (Figura 5.a), iii) distribuição normal com $\sigma=150$ (Figura 5.b) e iv) distribuição normal por head end com $\sigma=10$ (Figura 5.c).

Figura 6.a: Distribuição Uniforme

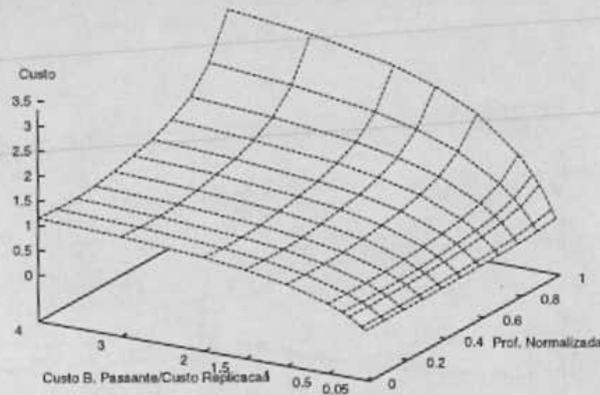


Figura 6.b: Distribuição Normal por Head End - Sigma=6.0

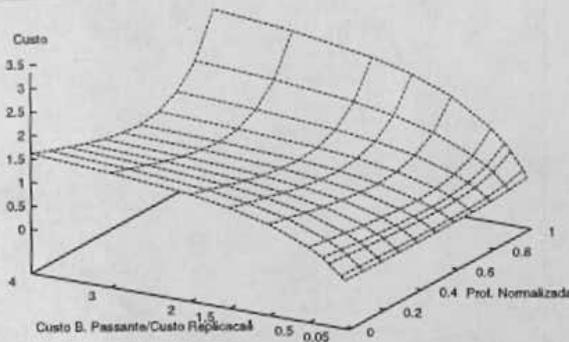


Figura 6: *Custo total normalizado* x *profundidade normalizada* x ρ , para a distribuição uniforme e 5 usuários por sessão DHT.

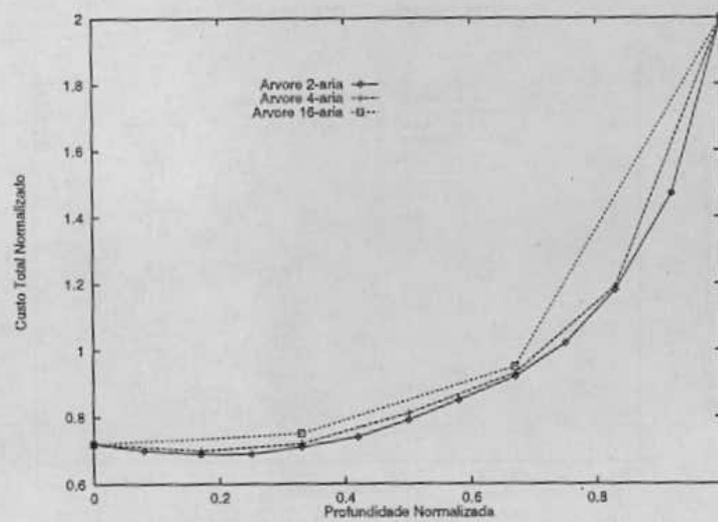


Figura 7: *Custo total normalizado* x *profundidade normalizada*, para topologias diferentes.

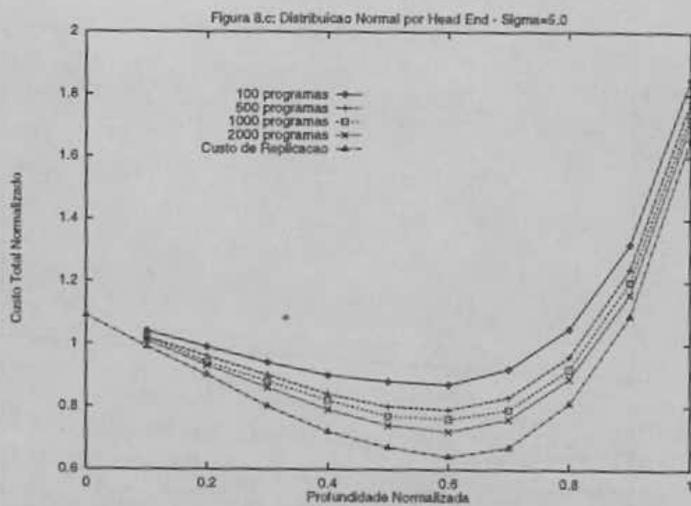
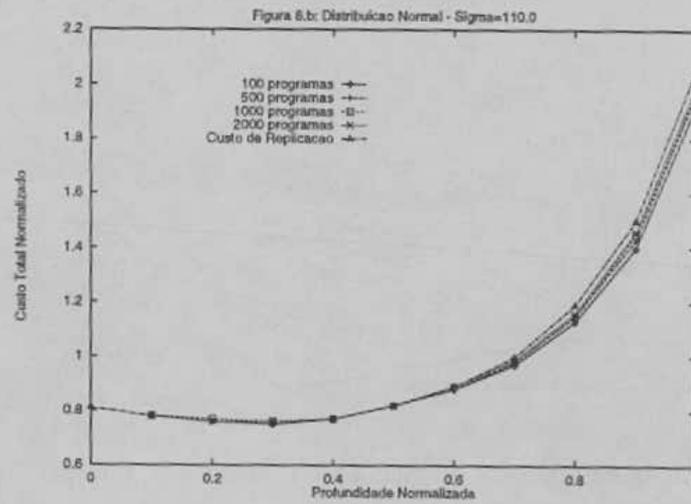
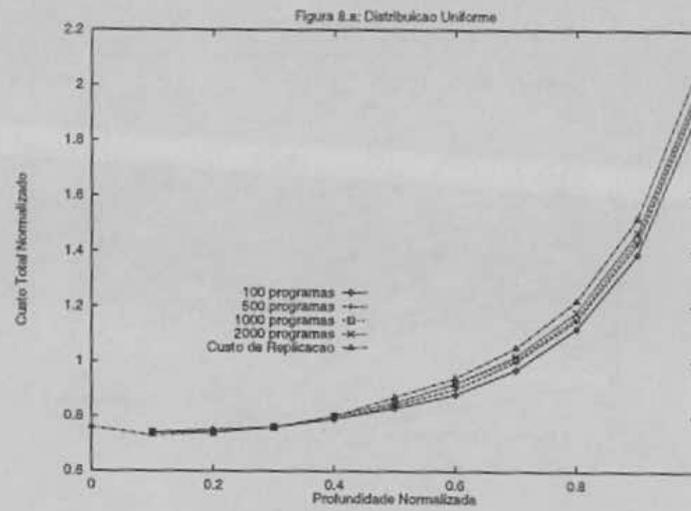


Figura 8: Custo normalizado de cache x profundidade normalizada, para i) tamanhos diferentes de cache, ii) 5 participantes por sessão DHT, iii) distribuição uniforme (Figura 8.a), iv) distribuição normal com $\sigma=110$ (Figura 8.b) e v) distribuição normal por head end com $\sigma=5$ (Figura 8.c)

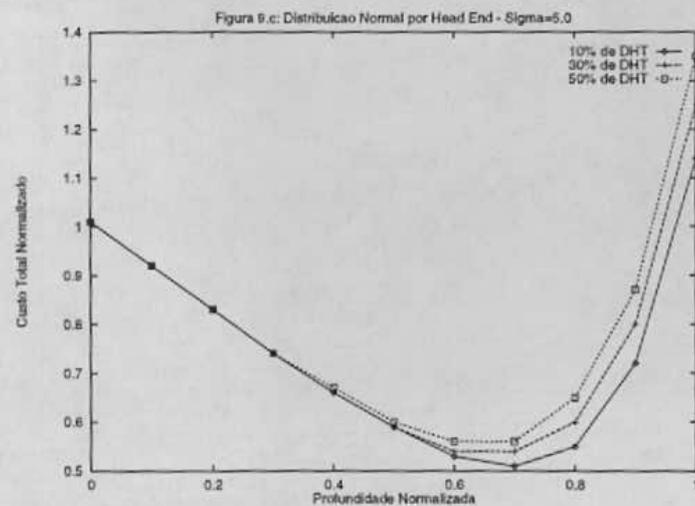
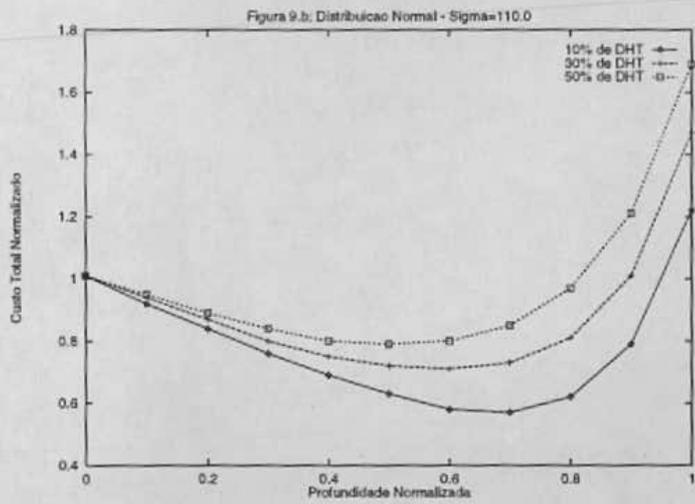
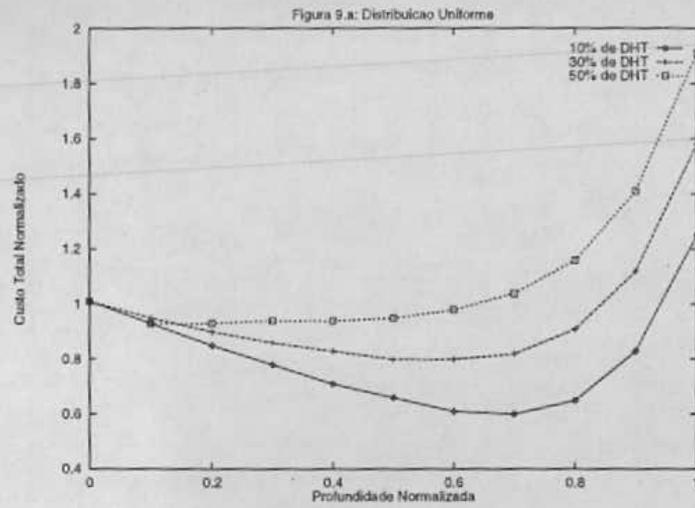


Figura 9: Custo total normalizado x profundidade normalizada, considerando replicação de servidor em uma rede com serviços de DHT e VoD para: i) 5 usuários por sessão DHT, ii) distribuição uniforme (Figura 9.a), iii) distribuição normal com $\sigma=110$ (Figura 9.b) e iv) distribuição normal por head end com $\sigma=5$ (Figura 9.c)