

Analizando os Compromissos de Segurança e Energia no Gerenciamento Autônomo de Capacidade

Itamar Viana, João Palotti, Ítalo Cunha, Jussara Almeida, Virgílio Almeida

¹Departamento de Ciência da Computação – Universidade Federal de Minas Gerais
Belo Horizonte, Brasil – 31270-010

{itamar, palotti, cunha, jussara, virgilio}@dcc.ufmg.br

Abstract. *Capacity management of a hosting infrastructure has traditionally focused only on performance goals. However, the quality of service provided to the hosted applications and the revenues achieved by the provider, depend also on other aspects, such as security and energy constraints. This paper extends our self-adaptive SLA-driven capacity management solution to capture key performance and cost tradeoffs that arise when operating under security attacks and energy constraints. A number of scenarios and strategies based on dynamic SLA contracts are designed to help uncover the main tradeoffs considering both the provider's interests and the customers's interests.*

Resumo. *Gerenciamento de capacidade de uma infra-estrutura de hospedagem tem tradicionalmente focado em questões de desempenho. Entretanto, a qualidade do serviço oferecido às aplicações hospedadas e o lucro do provedor dependem de outros aspectos, como segurança e restrições de energia. Este artigo estende nossa solução de gerenciamento de capacidade auto-adaptativo para capturar os compromissos chave de desempenho e custos que surgem quando aplicações são alvos de ataques de segurança e a infra-estrutura sofre restrições de energia. Vários cenários e estratégias baseadas em SLAs dinâmicos foram formuladas para descobrir os principais compromissos de custos e desempenho, considerando tanto os interesses do provedor quanto do cliente.*

1. Introdução

O gerenciamento de capacidade de uma infra-estrutura de hospedagem tem sido tradicionalmente desenvolvido como um conjunto de técnicas para se alcançar objetivos de desempenho. Entretanto, a qualidade do serviço prestado aos clientes e, em última instância, o lucro obtido pelo provedor da infra-estrutura dependem também de outros aspectos.

Um desses aspectos é relacionado ao impacto de ataques de segurança nas decisões de gerenciamento de capacidade. Apesar das várias técnicas existentes para defesa e recuperação de ataques [Gelenbe and Loukas 2007, Walfish et al. 2006, Mirkovic and Reiher 2004], relatórios recentes indicam que ataques de segurança, especialmente aqueles que têm como alvos aplicações específicas [Crosby and Wallach 2003, Kandula et al. 2005, Mirkovic and Reiher 2004], ainda causam perdas financeiras de grande magnitude [Gelenbe and Loukas 2007, Lesk 2007]. Durante tais ataques, requisições ilegítimas são admitidas no sistema, consumindo recursos disponíveis, o que impacta negativamente na qualidade de serviço provida às requisições legítimas concorrentes para a mesma aplicação. O provedor também é penalizado, pois não capitaliza sobre o uso dos recursos alocados para atender o tráfego de requisições ilegítimas.

Custos associados ao consumo e restrições de energia podem também ser um desafio extra para o gerenciamento de capacidade, especialmente quando aplicações compartilham uma plataforma multicamada, possivelmente com custos heterogêneos. Segundo o Instituto Gartner, atualmente até 10% do orçamento das empresas é gasto com energia, mas poderá alcançar rapidamente mais que 50% [Gartner 2006]. Em tal cenário, surgem compromissos para tratar o custo-benefício da alocação de recursos, em particular quando devem ser aplicadas restrições de energia.

O gerenciamento de um centro de dados grande e complexo impõe vários desafios. As soluções com uma boa relação custo-benefício não podem abordar somente um desses separadamente. Por isso o gerenciamento de capacidade demanda modelos e ferramentas que os tratem conjuntamente. A maioria das estratégias presentes na literatura focam somente em questões de desempenho [Urgaonkar and Chandra 2005, Liu et al. 2001, Almeida et al. 2006, Abrahao et al. 2006, Cunha et al. 2007]. Em particular, propomos um modelo auto-adaptativo de gerenciamento de capacidade que desloca dinamicamente os recursos entre as aplicações existentes de forma a maximizar os objetivos de negócio do provedor [Abrahao et al. 2006, Cunha et al. 2007]. Nosso arcabouço combina um modelo de custo, baseado em contratos de acordo de nível de serviço (*Service Level Agreement*, SLA), um modelo de desempenho, baseado em filas, e um modelo de otimização. Ele provê garantias sob a taxa de processamento das requisições, sob a cauda da distribuição do tempo de resposta e captura os principais compromissos de uma plataforma virtual multicamadas [Cunha et al. 2007].

Alguns trabalhos prévios incluíram custos de energia em soluções de gerenciamento de capacidade [Almeida et al. 2006, Chen et al. 2005]. Porém, os custos são considerados com premissas simplificatórias de plataformas com uma única camada ou garantias, somente sob o desempenho *médio*, o que pode não ser preciso para cargas heterogêneas e variadas. Em relação a ataques de segurança, a maioria dos trabalhos trata de aumentar a robustez dos sistemas ([Mirkovic and Reiher 2004] e referências nele), sendo desassociados dos objetivos de gerenciamento de capacidade.

Este artigo objetiva capturar, em um arcabouço unificado, as características principais relativas a desempenho, questões de segurança e restrições de energia, chave para o gerenciamento de capacidade. Objetivamos analisar as seguintes questões: (1) *quais são os principais compromissos entre desempenho e custos para gerenciamento de capacidade em cenários com ataques de segurança e restrições de energia?* e (2) *dado que uma aplicação hospedada é alvo de um ataque de segurança (ou a infra-estrutura está sob restrições de energia), qual é o custo-benefício de se utilizar SLAs dinâmicos, tanto do ponto de vista do provedor quanto dos clientes?* Foram executadas várias simulações, com cargas sintéticas e realistas, para entender os principais compromissos considerando o lucro do provedor e, para o cliente, a taxa de processamento de requisições legítimas, a distribuição do tempo de resposta e a quantia paga por cada requisição legítima servida.

Nossas principais descobertas são: (1) quando uma aplicação está sob ataque, nosso novo arcabouço, estendido para ter ciência dos ataques, aumenta significativamente os lucros do provedor deslocando capacidade entre as aplicações hospedadas de acordo com o ataque, a custo de grandes penalidades na quantidade de requisições atendidas da aplicação vítima; (2) as penalidades podem ser reduzidas (e até mesmo eliminadas), se as vítimas concordarem em pagar uma quantidade extra por cada requisição legítima servida; (3) alternativamente, as penalidades também podem ser reduzidas se a vítima concordar em relaxar o requisito SLA de tempo de resposta, mas o efeito dessa política depende do contrato original e do fator de relaxamento; (4) além de maximizar a utilização

dos recursos para economizar energia, nosso arcabouço captura compromissos durante períodos de restrição de energia, podendo retirar recursos das camadas mais caras e favorecer aplicações com demandas mais leves nas mesmas; (5) o relaxamento do requisito SLA de tempo de resposta também pode reduzir a degradação na taxa de processamento de requisições válidas quando são aplicadas restrições de energia.

Esse artigo é organizado como a seguir. A Seção 2 revê nosso arcabouço de gerenciamento de capacidade e outros trabalhos relacionados. As extensões introduzidas no arcabouço para capturar os aspectos principais de segurança e energia são apresentadas na Seção 3. Os resultados das simulações são mostrados na Seção 4. Finalmente, as conclusões e trabalhos futuros aparecem na Seção 5.

2. Contexto

2.1. Gerenciamento Autônomo de Capacidade para Serviços com Multicamadas

Consideramos um cenário no qual um provedor hospeda múltiplos serviços Web de terceiros com diferentes padrões de carga e demandas por recursos. Tipicamente, tais serviços são compostos de diferentes tipos de requisições, que referenciamos como *classe de aplicação*. Assumimos que a infra-estrutura hospeda N classes independentes oriundas de todos os serviços e que a infra-estrutura do provedor é composta de múltiplas (K) camadas, caso comum para vários serviços Web. Cada camada executa um mecanismo de virtualização que permite a criação e alocação dinâmica de seus recursos para N máquinas virtuais (MV) [Barham et al. 2003]. Assim, cada classe é executada em K MVs dedicadas, uma para cada camada. Depois de ser servida na camada j , uma requisição da classe i deixa o sistema com probabilidade $p_{i,j}$ ($i = 1..N, j = 1..K, p_{i,K} = 1$).

Nesse ambiente alvo, o problema de gerenciamento de capacidade é definido como a determinação da fração da capacidade física que deve ser alocada a cada classe i em cada camada j , bem como a taxa de requisições de cada classe i que deve ser admitida para processamento de forma a maximizar o objetivo de negócio do provedor, tendo como restrição os contratos de nível de serviço (SLA) firmados com os clientes.

Em [Abraham et al. 2006, Cunha et al. 2007], propomos um arcabouço auto-adaptativo para gerenciamento de capacidade que funciona da seguinte maneira: periodicamente, o *gerenciador de capacidade* recebe uma previsão da carga de trabalho, λ_i , esperada para cada classe, i , bem como os requisitos SLA das mesmas, a média de tempo de serviço por camada, $d_{i,j}$, as probabilidades de roteamento, $p_{i,j}$, e os parâmetros do sistema. De posse desses dados ele calcula a alocação de capacidade, $f_{i,j}$, para o próximo intervalo assim como a taxa de requisições, λ_i^{acc} , que devem ser admitidas. Para isso, ele utiliza um método de previsão de cargas [Abraham and Ledolter 1983] baseado na monitoração das cargas de cada classe para prever a carga esperada para o próximo intervalo de tempo (intervalo de controle), bem como um mecanismo de controle de admissão [Perros and Elsayed 2003] para limitar a taxa de requisições aceitas por uma camada. A Fig.1 mostra uma iteração da perspectiva de *uma* camada.

O gerenciador de capacidade combina um modelo de custo e um de desempenho do sistema em um modelo de otimização para resolver o problema de alocação de capacidade. As principais características desses modelos são resumidas a seguir.

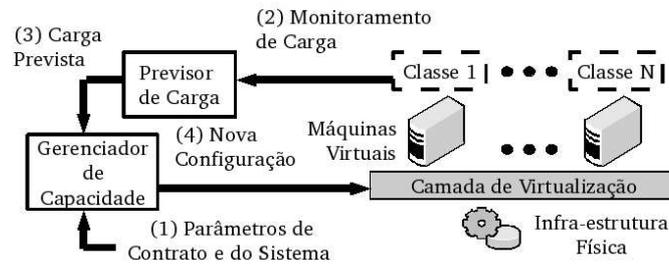


Figura 1. Gerenciamento Autônomo de Capacidade (perspectiva de 1 camada)

2.1.1. Modelo de Custo

O modelo de custo especifica requisitos de qualidade de serviço e custos, capturando assim os contratos SLAs. Nosso modelo de custo é baseado em dois modos de operação, o normal e o sobrecarregado. Para o modo de operação normal, é definido X_i^N , como a taxa de requisições válidas para cada classe i que o provedor deve atender, dado que a chegada de requisições seja alta o suficiente. No caso de violações do contrato, o provedor concorda em devolver parte do pagamento recebido pelo serviço aos seus clientes. Para o modo de operação sobrecarregado, o contrato define $X_i^S \geq X_i^N$, um limite para a taxa de processamento de requisições válidas até onde o cliente concorda em pagar uma recompensa ao provedor por servir requisições acima de X_i^N . Os valores das penalidades, c_i , e recompensas, r_i , são calculados usando os parâmetros do contrato SLA por unidade de taxa de processamento abaixo ou acima de X_i^N , respectivamente.

A taxa de processamento válida inclui as requisições cujos tempos de resposta satisfazem o SLA. Consideramos um requisito sobre a cauda da distribuição do tempo de resposta, isto é, um limite na probabilidade do tempo de resposta de uma requisição da classe i exceder um certo limiar R_i^{SLA} , ou seja, $P(R_i > R_i^{SLA}) \leq \alpha_i$, onde R_i é o tempo de resposta de uma requisição da classe i . Dada a taxa de chegada de requisições da classe i (λ_i) e a taxa de processamento aceita para a classe i (λ_i^{acc}), calculada pelo gerenciador de capacidade, o lucro do provedor obtido da classe i (g_i) é dado por:

$$g_i = \begin{cases} -c_i (\min(\lambda_i, X_i^N) - \lambda_i^{acc}) & \lambda_i^{acc} \leq X_i^N \\ r_i (\lambda_i^{acc} - X_i^N) & X_i^N < \lambda_i^{acc} \leq X_i^S \end{cases} \quad (1)$$

2.1.2. Modelo de Desempenho

O modelo de desempenho, baseado em teoria de filas, estima para cada classe hospedada, a utilização por camada, a taxa de processamento e a probabilidade de violação do requisito do tempo de resposta. Definimos $d_{i,j}^*$ como o tempo médio de serviço para uma requisição da classe i , executando na camada j com sua capacidade total, que pode ser estimado em um ambiente de pré-produção e inflacionado para capturar a sobrecarga da virtualização [Almeida et al. 2006]. O tempo médio de serviço para uma requisição da classe i assinalada para a MV na camada j , $d_{i,j}$, é então calculado como $d_{i,j} = d_{i,j}^* / f_{i,j}$, sendo $f_{i,j}$ a fração da capacidade da camada j alocada para a classe i . A taxa efetiva de chegada para a classe i na camada j é dada por $\lambda_{i,j}^e$, sendo calculada a partir de λ_i^{acc} e o vetor de probabilidade $p_{i,j}$, $j = 1..K$ [Cunha et al. 2007]. Finalmente, a utilização máxima planejada para a MV da classe i na camada j é fixada em $\nu_{i,j}$ para evitar saturação.

Nosso modelo assume que chegadas de requisições para cada classe i seguem

um processo de Poisson com taxa λ_i , como visto em sistemas reais [Liu et al. 2001, Menascé and Bennani 2006]. Assumimos que as classes possuem tempos de serviço exponencialmente distribuídos em cada camada j , com média $d_{i,j}$. Então cada MV é modelada como uma fila M/M/1 com escalonamento FCFS (primeiro-a-chegar, primeiro-a-sair) [Kleinrock 1975], como utilizado em centros de serviços transacionais [Liu et al. 2001, Urgaonkar and Chandra 2005]. Logo, cada classe é modelada como uma seqüência de filas M/M/1, com tempos de residência independentes.

Sobre essas premissas, a taxa de processamento da classe i é igual a λ_i^{acc} , e a utilização da classe i na camada j é dada por $\rho_{i,j} = \lambda_{i,j}^e d_{i,j}$. A probabilidade de uma requisição da classe i violar o tempo de resposta R_i^{SLA} , isto é, $P(R_i \geq R_i^{SLA})$, pode ser derivada da distribuição do tempo de resposta R_i , que, para filas M/M/1, é uma hipoexponencial [Kleinrock 1975], com parâmetros $d_{i,j}$ e $\lambda_{i,j}^e$ (veja Equação 1 em [Cunha et al. 2007]). Alternativamente, pode ser usada uma aproximação mais simples para $P(R_i \geq R_i^{SLA})$ baseada na Desigualdade de Chebyshev [Kleinrock 1975]. Porém, como a solução baseada na distribuição hipoexponencial é exata e possui tempos de solução razoáveis [Cunha et al. 2007], ela será considerada como linha de base.

2.1.3. Modelo de Otimização

Os modelos de custo e desempenho são combinados em um modelo de otimização com uma função objetivo que expressa os interesses do provedor de maximizar o lucro total (somatório da Eq. 1 para todas as classes). Além do mais, são adicionadas restrições para especificar limites na taxa de requisições aceitas, alocação de capacidade por camada, utilização das MVs e taxa efetiva de requisições aceitas, assim como expressar o requisito da cauda da distribuição do tempo de resposta do SLA para cada classe. Uma descrição detalhada do modelo de otimização, bem como análise de convergência, tempos de solução e avaliação para diferentes cenários foram apresentados em [Cunha et al. 2007].

2.2. Trabalhos Relacionados

Gerenciamento de capacidade tem sido alvo de vários estudos prévios. Alguns deles focam em estratégias de controle de admissão [Popovici and Wilkes 2005]. Outros tratam da alocação de capacidade entre aplicações hospedadas em uma mesma infra-estrutura compartilhada [Urgaonkar and Chandra 2005, Menascé and Bennani 2006]. Outros trabalhos [Liu et al. 2001, Almeida et al. 2006, Abrahao et al. 2006, Cunha et al. 2007] combinam ambos os esquemas dentro do arcabouço autônomo de gerenciamento de capacidade. Entretanto, muitos desses esforços não abordam uma ou mais das seguintes características desejadas: modelos de custos alinhados com os interesses de negócio do provedor [Menascé and Bennani 2006], garantias probabilísticas sobre os objetivos de desempenho, e modelagem de plataformas multicamadas. Em particular, [Liu et al. 2001, Abrahao et al. 2006, Almeida et al. 2006] combinam modelos de custos, baseados em SLAs, com modelos de desempenho, baseados em teoria de filas, para derivar garantias sobre a *cauda* da distribuição do tempo de resposta, visando maximizar o lucro do provedor. Entretanto, esses estudos foram feitos considerando plataformas de camada única. Plataformas multicamadas foram estudadas em [Urgaonkar and Chandra 2005], mas a solução proposta não foi acoplada a um modelo de custos, além de prover garantias apenas sob o desempenho *médio*. Os esquemas de gerenciamento de capacidade anteriores, incluindo nosso arcabouço apresentado na Seção 2.1, focam principalmente em desempenho, não abordando questões de segurança e energia que podem afetar a relação custo-benefício das decisões de gerenciamento.

Alguns métodos para economia de energia baseados em hardware foram estudados em [Lefurgy et al. 2003]. Poucos arcabouços de gerenciamento de capacidade abordam gastos com energia. Em [Almeida et al. 2006], gastos com energia foram explicitamente considerados em um modelo de otimização para maximizar o lucro do provedor. Em [Chen et al. 2005], um modelo detalhado dos gastos de energia foi considerado, permitindo modificar a voltagem dos processadores dinamicamente.

Uma longa lista sobre ataques DDoS e mecanismos de defesa, incluindo métodos baseados em IP *backscatter*, detecções de anomalias baseadas em *wavelets* e detecção de intrusão baseado em assinatura, é dada em [Mirkovic and Reiher 2004]. Um arcabouço para classificar ataques DDoS utilizando análise espectral foi apresentado em [Hussain et al. 2003]. Outros mecanismos de defesa implantados na rede [Gelenbe and Loukas 2007] e na vítima [Walfish et al. 2006] também estão disponíveis, mas nenhum desses esforços foi acoplado ao contexto de gerenciamento de capacidade.

3. Modelagem de Ataques de Segurança e Restrições de Energia

Nosso objetivo é criar cenários simples, que nos permitam; (1) cobrir alguns dos principais compromissos que surgem no gerenciamento de capacidade de uma estrutura compartilhada sujeita a ataques de segurança e restrições de energia, considerando os interesses do provedor (lucro) e dos clientes (taxa de requisições legítimas, distribuição do tempo de resposta e custos) e; (2) avaliar a relação custo-benefício do uso de contratos SLAs dinâmicos. Esses cenários são apresentados abaixo como soluções de gerenciamento de capacidade alternativas, construídas a partir do nosso arcabouço original.

3.1. Ataques de Segurança

Focamos em ataques de segurança que têm como alvo aplicações específicas através de inundação de requisições ilegítimas (requisições de HTTP [Kandula et al. 2005] e *spams*, por exemplo), que apesar de consumirem recursos, não geram lucro. O impacto desses ataques na infra-estrutura e nas aplicações é de particular interesse porque, mesmo que eles possam ser detectados¹, as requisições ilegítimas não podem ser individualmente bloqueadas antes de serem processadas², uma vez que apresentam características de requisições legítimas. Na verdade, tais ataques foram recentemente reportados como causas de grandes perdas financeiras [Kandula et al. 2005, Gelenbe and Loukas 2007, Lesk 2007]. Além disso, esses ataques são exemplos interessantes de cenários em que o gerenciador de capacidade pode atuar para minimizar a degradação decorrente³.

Com o propósito de capturar o impacto *primário* de ataques em (classes de) aplicações, nosso arcabouço foi modificado como descrito a seguir. A taxa total de requisições da classe i , λ_i , é subdividida em λ_i^+ , para requisições legítimas, e λ_i^- , para as ilegítimas, logo, $\lambda_i = \lambda_i^+ + \lambda_i^-$. Além disso, uma vez que requisições ilegítimas não podem ser individualmente identificadas, elas são admitidas no sistema. A taxa de requisições processadas da classe i é subdividida em legítimas, dada por $\lambda_i^{acc} \times (\lambda_i^+ / \lambda_i)$, e ilegítimas, dada por $\lambda_i^{acc} \times (\lambda_i^- / \lambda_i)$. Dessa forma, servir uma fração das requisições

¹Perfis de cargas de trabalho típicas podem ser usados para detectar mudanças repentinas que não possam ser explicadas por anomalias como *Flash Crowds*.

²O bloqueio de requisições poderia ser feito com um sistema de detecção de intrusão ou sistemas de detecção de anomalias, tais como descritos em [Walfish et al. 2006], que classificam as requisições antes de serem processadas. Porém, a eficácia dos mesmos ainda é questionável, dados os recentes ataques reportados em [Lesk 2007]. Além disso, o projeto de tais métodos está fora do escopo deste artigo.

³Ataques na infra-estrutura (como inundação na banda de rede) normalmente requerem esquemas de defesa implantados na rede [Gelenbe and Loukas 2007], e portanto estão fora do escopo de nosso arcabouço.

legítimas da classe i implica em custos extras para o provedor, uma vez que algumas requisições ilegítimas também serão admitidas no sistema, consumindo recursos. Além disso, assumimos que as requisições legítimas e ilegítimas têm o mesmo tempo médio de serviço por camada ($d_{i,j}^*$), como esperado para ataques que tentam imitar o comportamento dos usuários [Kandula et al. 2005]. A modelagem de ataques com demandas heterogêneas (p.ex: ataques semânticos [Crosby and Wallach 2003]) é trabalho futuro.

Dadas essas premissas, o lucro obtido com a classe i , calculado somente sobre a taxa de requisições legítimas processadas, $\lambda_i^{bom} = \lambda_i^{acc} \times \lambda_i^+ / \lambda_i$, é:

$$g_i^{seg} = \begin{cases} -c_i \left(\min(\lambda_i^*, X_i^N) - \lambda_i^{bom} \right) & \lambda_i^{bom} \leq X_i^N \\ r_i \left(\lambda_i^{bom} - X_i^N \right) & X_i^N < \lambda_i^{bom} \leq X_i^S \end{cases} \quad (2)$$

Consideramos quatro soluções alternativas para gerenciamento de capacidade, construídas a partir de variantes do nosso arcabouço original:

- *Indiferente a Ataques (IA)*: o provedor não está ciente que a aplicação (classe) i está sob ataque, isto é, λ_i^- é desconhecido. O gerenciamento de capacidade é feito usando nosso arcabouço original, que utiliza estimativas de lucro dadas pela Equação 1. Entretanto, os lucros reais obtidos são computados usando a Equação 2.
- *Ciente de Ataques (CA)*: o gerenciador de capacidade age de acordo com a extensão do arcabouço descrita nessa seção.
- *Ciente de Ataques com Custo Adaptativo (CA-C)*: quando sob ataque, o cliente vítima concorda em pagar uma quantia para cada requisição legítima servida que corresponde ao valor acordado no SLA inflacionado pelo fator $(\lambda_i^+ + \lambda_i^-) / \lambda_i^+$. Em outras palavras, ele concorda pagar o valor original para todas as requisições servidas, legítimas ou não.
- *Ciente de Ataques com o Requisito de Tempo de Resposta (R_i^{SLA}) Dinâmico (CA-R)*: quando sob ataque, a vítima concorda em relaxar R_i^{SLA} por um fator proporcional ao peso do ataque, fazendo $R_i^{SLA,seg} = R_i^{SLA}(1 + w_i^-(\lambda_i^- / \lambda_i))$, onde w_i^- é o fator de relaxamento.

As estratégias CA-C e CA-R são baseadas em contratos SLAs dinâmicos, que, quando frente a um ataque, permitem o inflacionamento, ou do valor pago pelo cliente para cada requisição legítima servida, ou do requisito de tempo de resposta. SLAs dinâmicos podem ser vantajosos tanto para clientes vítimas de ataques, que terão um maior número de requisições legítimas servidas, quanto para provedores, que receberão pagamentos mais altos ou terão maior flexibilidade. Portanto, eles podem conduzir a um melhor compromisso entre possíveis conflitos de interesses entre as partes.

3.2. Restrições de Energia

Diante de restrições de energia, o objetivo do gerenciador de capacidade é reduzir a capacidade alocada de modo a economizar energia, aumentando a utilização das MVs, porém garantindo o atendimento do SLA estabelecido. Além disso, mesmo em condições normais, pode ser vantajoso para o provedor desligar parte dos recursos, se os custos associados à energia por eles consumida, forem maiores que o lucro obtido pela sua alocação.

Estendemos nosso arcabouço para definir e_j , o custo por unidade de tempo de operação da camada j em plena capacidade. O custo total da energia (por unidade de tempo) da camada j é então dado por $e_j \sum_{i=1}^N f_{i,j}$. Este modelo assume que: (1) a alocação de capacidade por camada é contínua; (2) o custo de energia cresce linearmente com a

capacidade alocada. Apesar de simplificado, esse modelo nos permite capturar compromissos primários introduzidos pelos custos de energia, particularmente para sistemas com componentes homogêneos⁴. A expressão original de lucro é então estendida para:

$$g_i^e = - \sum_{j=1}^K (e_j f_{i,j}) + g_i \quad (3)$$

Restrições de energia são capturadas a partir da adição, no modelo de otimização, da seguinte restrição na capacidade total alocada em todas as camadas, $\sum_{j=1}^K s_j \sum_{i=1}^N f_{i,j} \leq C$, onde C é o total de capacidade disponível, e s_j são constantes de normalização.

Consideramos então as seguintes soluções alternativas:

- *Indiferente a Energia* (IE): a capacidade é gerenciada usando nosso arcabouço original [Cunha et al. 2007], o qual não captura os custos de energia.
- *Ciente de Energia* (CE): o gerenciador de capacidade usa o arcabouço estendido.
- *Ciente de Energia com o Requisito de Tempo de Resposta (R_i^{SLA}) Dinâmico* (CE-R): se o consumo de energia da infra-estrutura precisa ser reduzido de uma fração S , reduzindo a capacidade disponível para $C^e = C(1 - S)$, o dono da aplicação pode optar por relaxar seu requisito de tempo de resposta proporcionalmente a S , obtendo maiores taxas de processamento de requisição, mesmo frente à redução de alocação. Isto é, $R_i^{SLA,e} = R_i^{SLA}(1 + w_i^e S)$, onde w_i^e é o fator de relaxamento.

Diferentemente do cenário em que aplicações são alvo de ataques, no caso de restrições de energia, não consideramos a aplicação de custos adaptativos para prevenir injustiças. Se um cliente paga uma quantia extra durante um período de restrições de energia, ele irá certamente receber uma fração maior de recursos, ao passo que os outros clientes irão experimentar uma degradação no serviço. Mesmo sendo bom para o provedor, isso pode não ser justo para os outros clientes. No caso de ataques de segurança, por outro lado, a quantia extra paga pela vítima é para seu próprio benefício, e não incorre em penalidades para os outros clientes da infra-estrutura.

4. Resultados

Esta seção mostra resultados de simulações que ilustram os principais compromissos para o gerenciamento de capacidade diante de ataques de segurança (Seção 4.2) e restrições de energia (Seção 4.3). As métricas consideradas são o lucro do provedor e, do lado dos clientes, a taxa de processamento de requisições legítimas, a distribuição do tempo de resposta e o custo por requisição legítima atendida. As cargas de trabalho e as configurações do sistema utilizadas na avaliação são descritas na Seção 4.1. Os resultados apresentados são valores médios de 5 execuções, com coeficiente de variação abaixo de 2%.

4.1. Cenários de Avaliação

Foram considerados dois cenários. Em ambos, a infra-estrutura contém duas camadas ($K = 2$), que são visitadas por todas as requisições (isto é, $p_{i,1} = 0, \forall i$). Assumimos que as classes de aplicações possuem parâmetros de contrato homogêneos, definimos $\alpha_i = 0, 1$,

⁴Em um cenário real, a quantidade de recursos a serem desligados pode ser definida pelo valor discreto mais próximo. No caso de camadas com componentes heterogêneos e custo de energia não linear, o arcabouço pode funcionar retirando-se primeiro os recursos com a pior taxa de capacidade por energia.

Tabela 1. Parâmetros das Classes de Aplicação

| Cenário | i | $d_{i,1}^*$ | $d_{i,2}^*$ | R_i^{SLA} | X_i^N | X_i^S |
|------------------|---------|-------------|-------------|-------------|---------|---------|
| 1 (Sintético) | 1 | 0,9 ms | 0,6 ms | 0,03 s | 500 | 1200 |
| | 2 | 0,6 ms | 0,9 ms | 0,03 s | 500 | 1200 |
| 2 (Realista) | 1, 3, 5 | 12 ms | 8 ms | 0,4 s | 18,4 | 36,8 |
| | 2, 4, 6 | 8 ms | 12 ms | 0,4 s | 18,4 | 36,8 |

Tabela 2. Cenário 2 (Características da Carga Realista)

| Classe | λ_i^+ (req/s) (min / médio / max) | Características do Ataque | | |
|--------|----------------------------------------------|---------------------------|---------------|-----------------------|
| | | Início | Duração (min) | λ_i^- (req/s) |
| 1 | 0,1 / 24 / 42 | 00h10m44s | 10 | 24 |
| 2 | 0,6 / 13 / 27 | 17h00m00s | 30 | 261 |
| 3 | 0,5 / 18 / 41 | – | – | – |
| 4 | 0,3 / 20 / 39 | 36h26m32s | 10 | 518 |
| 5 | 0,6 / 13 / 25 | 03h00m00s | 300 | 62 |
| 6 | 0,7 / 18 / 34 | – | – | – |

$c_i = 1$, $r_i = 0,5$, $\nu_{i,j} = 0,95$ e, a menos que seja dito o contrário, $R_i^{SLA} = 20 \sum_{j=1}^K d_{i,j}^*$. Assumimos também que a carga de trabalho é conhecida *a priori*, e que o gerenciador de capacidade é executado sempre que a taxa de requisições (legítimas e ilegítimas) muda. Em [Cunha et al. 2007], mostramos que essa simplificação causa um impacto menor que 11% nos lucros do provedor. O lucro é calculado considerando-se apenas os pagamentos definidos no contrato, sendo, portanto, sempre positivo.

O *cenário 1* consiste de duas classes com cargas de trabalho geradas sinteticamente de acordo com as seguintes características: as chegadas de requisições nas classes seguem processos Poisson não homogêneos em degraus como mostrados na Fig. 2. Cada degrau dura 1000 segundos. Estes dois perfis de cargas são interessantes, pois cobrem diferentes padrões (carga crescente versus decrescente, alta versus baixa). Além disso, os tempos médios de serviço, $d_{i,j}^*$, são mostrados na Tabela 1, juntamente com os parâmetros de SLA (taxas de processamento e tempo de resposta) para cada classe.

O *cenário 2* é construído a partir de registros de um portal Web, contendo o número de chegadas durante seis meses (01/01-30/06/06). Construímos cargas mais realistas dividindo os registros em seis partes, uma por mês, e considerando cada parte como uma classe de aplicação. As chegadas das requisições de cada classe seguem um processo Poisson não homogêneo com as taxas dadas pelo sub-registro respectivo. Os parâmetros de configuração deste cenário são dados na Tabela 1. A carga possui variações diárias típicas com taxas de chegada λ_i^+ mostradas na Tabela 2.

4.2. Ataques de Segurança

Começamos discutindo os resultados mais relevantes do cenário 1, estendido para incluir um ataque à classe 1, a uma taxa de $\lambda_1^- = 5000$ req/s durante toda simulação. Experimentos com outros valores de λ_1^- cobrindo um intervalo de $\lambda_1^- = 200$ req/s a $\lambda_1^- = 10000$ req/s também foram executados e os resultados serão discutidos posteriormente.

A Fig. 3-a mostra o lucro do provedor para as quatro soluções de gerenciamento de capacidade analisadas. As Figs. 3-b e 3-c mostram a taxa de processamento de requisições legítimas para as classes 1 e 2. As principais diferenças entre as soluções Indiferente a Ataques (IA) e Ciente de Ataques (CA) são explicadas pelo fato de CA retirar uma fração

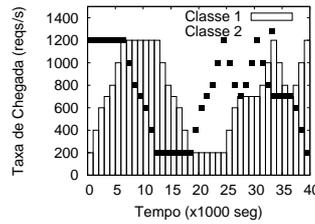


Figura 2. Carga Sintética (Cenário 1, $w_1^- = 5$)

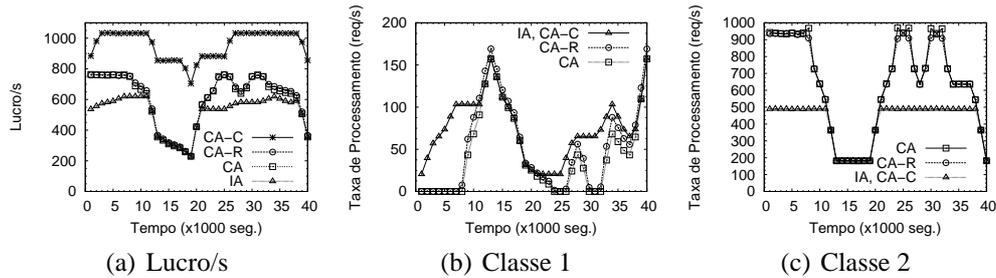


Figura 3. Lucro e Taxa de Processamento legítimo (Cenário 1, $\lambda_1^- = 5000$ req/s)

dos recursos alocados para a classe 1 (sob ataque), realocando-os para a classe 2 a fim de capitalizar sobre uma maior taxa de requisições legítimas da classe 2. A solução CA evita alocar capacidade para requisições ilegítimas, aumentando, assim, o total de requisições legítimas atendidas e, logo, o lucro do provedor. Quanto mais pesada for a carga na classe 2, maior será a fração dos recursos realocada para ela, e mais altos serão os ganhos de CA sobre IA. Por exemplo, durante os instantes 5000 e 30000, quando a carga da classe 2 é alta (veja Fig. 2), os lucros obtidos com CA são muito maiores do que os obtidos com IA (Fig. 3-a), ao custo de uma redução na taxa de processamento da classe 1 e um aumento na taxa de processamento da classe 2 (Figs. 3-b e 3-c). Além disso, se o ataque for muito pesado (ex: até o instante 7000), a classe vítima pode ser *desligada* por CA. Porém, se a carga da classe 2 for baixa (ex: instante 15000), não há benefício em deslocar capacidade e, ambas soluções são equivalentes. Em geral, CA provê ganhos significativos no lucro obtido, sobre IA (16% em média). Para os clientes, o tempo de resposta e os custos não são afetados, mas a taxa de processamento da vítima é muito penalizada (41%), enquanto a classe 2 se beneficia da capacidade extra, atingindo uma taxa 34% maior.

Quanto às soluções baseadas em SLAs dinâmicos, a solução Ciente de Ataques com Custo Adaptativo (CA-C), diferentemente da CA, não retira capacidade da classe vítima, já que os custos extras pagos pelo cliente eliminam o impacto do ataque no lucro do servidor. De fato, os lucros da solução CA-C são os maiores das quatro soluções (em média 59% maior que CA). Além do mais, a taxa de requisições legítimas servidas da vítima é tão alta quanto na solução IA, e 70% maior que na CA, em média. Entretanto, o valor pago pela vítima por cada requisição legítima servida é, em média, quase 7 vezes maior, o que pode ser interessante somente para aplicações críticas.

A solução CA-R tira proveito do relaxamento no tempo de resposta ($w_1^- = 5$) para admitir um maior número de requisições da classe 1 no sistema, aumentando as utilizações das MVs. Comparada à CA, a CA-R aumenta a taxa de processamento de requisições legítimas da classe vítima em 18%, em média, com um pequeno impacto na taxa de processamento da classe 2. Em compensação, o 90º percentil do tempo de resposta cresce de 0,03s para 0,13s. Se o acréscimo do atraso for aceitável, a CA-R pode ser uma opção com boa relação custo-benefício para aplicações sob ataque. Para o provedor, CA-R resulta em leve aumento nos lucros (1,2%) em relação a CA.

Tabela 3. Resumo do Impacto dos Ataques de Segurança: Resultados Médios considerando somente as requisições legítimas (Cenário 1, $\lambda_1^- = 5000$ req/s, $w_1^- = 5$)

| Solução | Lucros/s | Classe 1 | | Classe 2 | |
|---------|----------|-----------|------------|-----------|-----------|
| | | Custo/Req | Req/s | Custo/Req | Req/s |
| IA | 518 | 1 | 74,7 req/s | 0,97 | 456 req/s |
| CA | 604 | 1 | 44,0 req/s | 0,81 | 689 req/s |
| CA-C | 959 | 6,89 | 74,7 req/s | 0,97 | 455 req/s |
| CA-R | 611 | 1 | 51,9 req/s | 0,81 | 687 req/s |

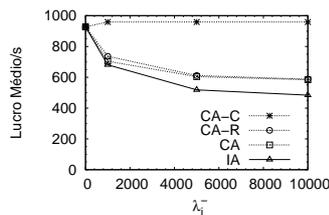


Figura 4. Lucro Médio vs. λ_1^- (Cenário 1, $w_1^- = 5$)

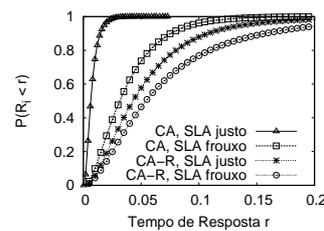


Figura 5. Impacto do CA-R no R_i (Cenário 1, $\lambda_1^- = 5000$ req/s, $w_1^- = 5$)

Esses resultados são sumarizados na Tabela 3, que mostra os valores agregados (médios) do lucro do provedor, do custo por requisição e da taxa de processamento das requisições legítimas, para cada classe.

O impacto do peso do ataque (isto é, da taxa de requisições ilegítimas) no lucro médio obtido é mostrado na Fig. 4. No geral, os mesmos compromissos e resultados qualitativos obtidos com $\lambda_1^- = 5000$ reqs/s, discutidos acima, foram também observados com os demais valores de λ_1^- . Em particular, a diferença entre CA e IA aumenta com λ_1^- , como era esperado. Além disto, a solução CA-C leva a um pequeno aumento no lucro quando há ataques ($\lambda_1^- > 0$). Isso ocorre devido à alocação de uma pequena fração de capacidade antes ociosa para servir requisições ilegítimas, o que na solução CA-C gera lucros.

Quanto às diferenças entre as soluções CA e CA-R, três pontos merecem menção. Primeiro, as diferenças nos lucros e nas taxas de processamento dependem do peso do ataque. Quanto maior o ataque, menor a fração de requisições legítimas servidas e menores os ganhos de se relaxar o R_i^{SLA} da vítima (ver Fig. 4). Segundo, quanto mais justo for o R_i^{SLA} , maior o impacto de relaxá-lo. Isso ocorre devido à relação entre utilização (das MVs) e tempo de resposta não ser linear. Os ganhos obtidos com o relaxamento do R_i^{SLA} original são maiores quando a utilização é baixa. Isso é ilustrado na Fig. 5, que apresenta a distribuição do tempo de resposta para CA e CA-R, com o R_i^{SLA} original igual a $10d$ (justo) e $50d$ (frouxo), onde $d = \sum_{j=1}^K d_{i,j}^*$. A distância entre as curvas CA e CA-R para cada caso (justo e frouxo) captura os aumentos na utilização das MVs e na taxa de processamento. A taxa de processamento de requisições legítimas da vítima (e o lucro) dados pela solução CA-R aumenta de 4% (0,5%) para o R_i^{SLA} frouxo e de 77% (3,1%) para o justo, sem impacto na taxa de processamento da classe 2. Por fim, todos os resultados mostrados são para um fator de relaxamento de $w_1^- = 5$. Como a utilização das MVs já está próxima do máximo permitido ($\nu_{i,j}$), valores maiores de w_1^- levam a resultados similares. Valores menores levam a diferenças menos significativas entre CA-R e CA.

Consideramos agora o cenário 2, construído a partir de cargas de trabalho reais, acrescido de 4 ataques com durações e taxas λ_1^- derivadas de [Hussain et al. 2003]. Os

Tabela 4. Ataques de Segurança: Resultados Médios (Cenário 2, $w_i^- = 5$)

| Intervalo | Classe i | Métrica | IA | CA | CA-C | CA-R |
|---------------------|------------|-----------------------|------|------|------|------|
| Todas as Classes | $i=1..6$ | Lucro/s | 37,7 | 48,1 | 53,6 | 48,7 |
| | | Custo/Req (Legítimas) | 0,96 | 0,92 | 1,36 | 0,91 |
| | | 90% R_i (s) | 0,39 | 0,39 | 0,39 | 0,78 |
| | | Req/s (Legítimas) | 39,4 | 52,4 | 39,3 | 53,8 |
| Ataques na Classe 5 | $i=5$ | Custo/Req (Legítimas) | 1 | 1 | 3,15 | 1 |
| | | 90% R_i (s) | 0,39 | 0,39 | 0,39 | 2,32 |
| | | Req/s (Legítimas) | 7,0 | 2,5 | 7,0 | 3,3 |

ataques têm como alvos as classes 1, 2, 4 e 5. O instante de início (a partir do começo da simulação), a duração e a taxa de cada ataque são mostrados na Tabela 2. A Tabela 4 mostra resultados médios para o intervalo total, durante o qual pelo menos uma classe está sob ataque, e para o intervalo durante o ataque à classe 5. Os resultados, tanto agregados quanto para classe 5 (vítima), ilustram os mesmos compromissos identificados no cenário 1. A solução CA leva a lucros muito superiores que a IA, ao custo de penalidades na taxa de requisições da vítima. A CA-C elimina essas penalidades, mas acarreta um grande aumento no custo por requisição, enquanto que a CA-R provê algum ganho para a vítima comprometendo o tempo de resposta. Neste caso, os ganhos são modestos devido ao R^{SLA} original ser frouxo.

4.3. Restrições de Energia

Nosso principal objetivo é demonstrar os compromissos que surgem quando custos de energia são incluídos no gerenciamento de capacidade. Comparamos as soluções CE e CE-R quando a economia de energia é desejável ($S=0$) e obrigatória ($S>0$). Os benefícios de considerar tais custos, CE versus IE, serão discutidos depois. Mostramos resultados para o cenário 1, *sem ataques*. Os mesmos compromissos foram observados para o cenário 2. As camadas possuem capacidades iguais ($s_1=s_2=1$, $C=2$), e os custos por camadas são definidos como uma porcentagem do lucro máximo possível $K/(d_{i,1}^* + d_{i,2}^*)$. Fixado um custo total de energia, são consideradas duas configurações, uma com custos homogêneos de 18% ($e_1=e_2=240$), e outra com custos heterogêneos de 30% ($e_1=400$) e 6% ($e_2=80$). Os compromissos são os mesmos para outros custos.

Avaliando a solução CE com $S=0$, na Fig. 6-a, temos os lucros do provedor, que são os mesmos para as configurações homogênea e heterogênea devido ao custo total de energia ser fixo. A Fig. 6-b mostra a taxa de processamento das requisições legítimas em cada configuração. A taxa de requisições da classe 2 para a configuração homogênea foi omitida por ser similar à da classe 1, deslocada de acordo com a carga. Para a configuração heterogênea, é mais lucrativo desligar recursos da camada mais cara (camada 1), retirando-os da classe com demanda local mais pesada (classe 1). A classe 1 é então penalizada (ver Fig. 6-b) com a taxa de processamento reduzida em até 8%. Os resultados são sumarizados na Tabela 5. Note as alocações por camada (as duas colunas mais à direita), com mais recursos desligados da camada 1 na configuração heterogênea.

Quando existe uma restrição de energia de 10% ($S=0,1$), o lucro e a taxa de processamento de ambas as classes decrescem devido à redução na capacidade disponível, como mostrado nas Figs. 6-a e 6-c. Os mesmos compromissos observados para $S=0$ se mantêm. Entretanto, na configuração homogênea, CE é ainda mais agressivo na remoção de capacidade da classe 1 na camada 1. As Figs. 6-b e 6-c mostram que as penalidades sobre as taxas de processamento são menores na classe 2 (6% versus 10% na classe

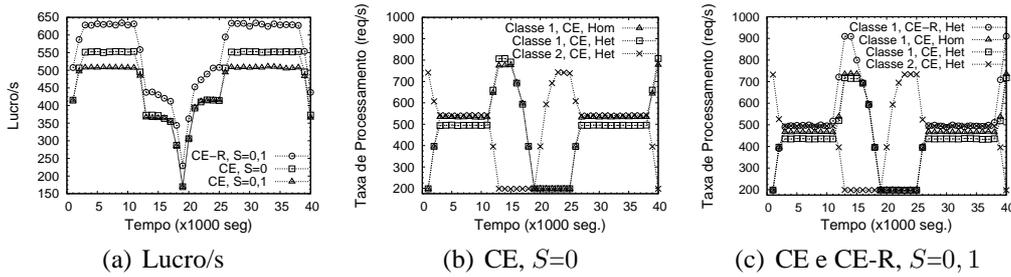


Figura 6. Resultados para Restrições de Energia (Cenário 1, $s_1=s_2=1$, $C=2$, $w_i^e=25$)

Tabela 5. Energia: Resultados Médios (Cenário 1, $s_1=s_2=1$, $C=2$, $w_i^e=25$)

| Solução | Configuração | Lucro/s | λ_1^{acc} | λ_2^{acc} | $\sum_i f_{i,1}$ | $\sum_i f_{i,2}$ |
|---------|---------------------|---------|-------------------|-------------------|------------------|------------------|
| CE | $S=0$ Homogênea | 473 | 491 | 491 | 0,94 | 0,94 |
| | $S=0$ Heterogênea | 476 | 475 | 490 | 0,89 | 0,97 |
| CE | $S=0,1$ Homogênea | 444 | 447 | 447 | 0,87 | 0,87 |
| | $S=0,1$ Heterogênea | 451 | 427 | 461 | 0,83 | 0,91 |
| CE-R | $S=0,1$ Homogênea | 546 | 518 | 519 | 0,84 | 0,84 |
| | $S=0,1$ Heterogênea | 549 | 486 | 548 | 0,82 | 0,86 |

1, em média). Além disso, a Tabela 5 mostra que, comparando as duas configurações para $S=0,1$, enquanto a taxa de processamento da classe 1 diminui em 5%, a classe 2, com demanda mais leve na camada mais cara, é favorecida com uma taxa 3% maior na configuração heterogênea. Ainda para o caso de $S=0,1$, avaliamos também a solução CE-R, baseada no relaxamento do requisito de tempo de resposta com um fator $w_i^e=25$ para ambas as classes. O lucro e a taxa de processamento para a classe 1 são mostrados nas Figs. 6-a e 6-c. Resultados agregados são sumarizadas na Tabela 5. Comparada à solução CE, CE-R é por volta de 22% mais lucrativa em ambas as configurações. As taxas de processamento das classes 1 e 2 aumentaram em 14% e 19% na configuração heterogênea. Na homogênea, o aumento é de 16% para ambas as classes. Entretanto, o 90º percentil do tempo de resposta é aproximadamente 3 vezes maior, em todos os casos.

5. Conclusão e Trabalhos Futuros

Neste artigo, estendemos o nosso arcabouço de gerenciamento de capacidade para capturar os compromissos introduzidos por ataques de segurança e restrições de energia. Através de experimentos com cargas sintéticas e realistas, obtivemos as seguintes conclusões. A introdução dos modelos de custo de energia e ataques de segurança no arcabouço leva a lucros muito maiores para o provedor, ao custo de uma degradação significativa na taxa de requisições servidas, particularmente para aplicações sob ataque ou com altas demandas nas camadas mais caras. Porém, estratégias baseadas em SLAs dinâmicos podem contribuir para reduzir esta degradação ao custo de um aumento, ou no valor pago pelo cliente por cada requisição legítima servida, ou no tempo de resposta.

Trabalhos futuros incluem modelos mais sofisticados de custos de energia (p.ex., não linear) e ataques de segurança (p.ex., ataques semânticos) e extensões para considerar a perspectiva do usuário final.

Agradecimento

Este trabalho foi desenvolvido em colaboração com a HP Brasil R&D.

Referências

- Abraham, B. and Ledolter, J. (1983). *Statistical Methods for Forecasting*. John Wiley and Sons.
- Abraham, B., Almeida, V., Almeida, J., Zhang, A., Beyer, D., and Safai, F. (2006). Self-Adaptive SLA-Driven Capacity Management for Internet Services. In *Proc. IEEE/IFIP NOMS*, Vancouver, Canada.
- Almeida, J., Almeida, V., Ardagna, D., Francalanci, C., and Trubian, M. (2006). Resource management in the autonomic service-oriented architecture. In *Proc. 3rd IEEE ICAC*, Dublin, Ireland.
- Barham, P., Dragovic, B., Fraser, K., Hand, S., Harris, T., Ho, A., Neugebauer, R., Pratt, I., and Warfield, A. (2003). Xen and the art of virtualization. In *Proc. 19th ACM SOSP*, pages 164–177, New York, NY, USA.
- Chen, Y., Das, A., Qin, W., Sivasubramaniam, A., Wang, Q., and Gautam, N. (2005). Managing server energy and operational costs in hosting centers. *SIGMETRICS Perform. Eval. Rev.*, 33(1):303–314.
- Crosby, S. and Wallach, D. (2003). Denial of Service via Algorithmic Complexity Attacks. In *Proc. 12th USENIX Sec. Symp.*, Washington, DC.
- Cunha, Í., Almeida, J., Almeida, V., and Santos, M. (2007). Gerenciamento de Capacidade Auto-Adaptativo para Ambientes Virtualizados Multicamadas. In *Proc. SBRC*, Belém, Brasil.
- Gartner (2006). Gartner Urges IT and Business Leaders to Wake up to IT's Energy Crisis. In <http://www.gartner.com>.
- Gelenbe, E. and Loukas, G. (2007). A Self-Aware Approach to Denial of Service Defence. *Computer Networks*, 51(5).
- Hussain, A., Heidemann, J., and Papadopoulos, C. (2003). A Framework for Classifying Denial of Service Attacks. In *Proc. ACM SIGCOMM*, Karlsruhe, Germany.
- Kandula, S., Katabi, D., Jacob, M., and Berger, A. W. (2005). Botz-4-Sale: Surviving Organized DDoS Attacks That Mimic Flash Crowds. In *Proc. 2nd NSDI*, Boston, MA.
- Kleinrock, L. (1975). *Queueing Systems*. John Wiley and Sons.
- Lefurgy, C., Rajamani, K., Rawson, F., Felter, W., Kistler, M., and Keller, T. (2003). Energy Management for Commercial Servers. *IEEE Computer*, 36(12).
- Lesk, M. (2007). The New Front Line: Estonia under Cyberassault. *IEEE Security & Privacy*, 5(4).
- Liu, Z., Squillante, M., and Wolf, J. (2001). On Maximizing Service-Level-Agreement Profits. *Perf. Eval. Rev.*, 29(3).
- Menascé, D. and Bennani, M. (2006). Autonomic Virtualized Environments. In *Proc. 2nd IEEE ICAS*, Silicon Valley, CA.
- Mirkovic, J. and Reiher, P. (2004). A Taxonomy of DDoS Attack and DDoS Defense Mechanisms. *Comp. Comm. Rev.*, 34(2).
- Perros, H. and Elsayed, K. (2003). Call Admission Control Schemes: A Review. *IEEE Communications Magazine*, 34(11).
- Popovici, F. and Wilkes, J. (2005). Profitable Services in an Uncertain World. In *Proc. ACM/IEEE SC*, Seattle, WA.
- Urgaonkar, B. and Chandra, A. (2005). Dynamic provisioning of multi-tier internet applications. In *Proc. 2nd IEEE ICAC*, pages 217–228, Washington, DC.
- Walfish, M., Vutukuru, M., Balakrishnan, H., Karger, D., and Shenker, S. (2006). DDoS Defense by Offense. In *Proc. ACM SIGCOMM*, Pisa, Italy.