

# Mapeamento Energeticamente Eficiente de Redes Virtuais em Substratos Físicos

**Esteban Rodriguez B.<sup>1</sup>, Gustavo P. Alkmim<sup>1</sup>, Daniel M. Batista<sup>2</sup>, Nelson L. S. da Fonseca<sup>1</sup>**

<sup>1</sup>Instituto de Computação (IC)  
Universidade Estadual de Campinas (UNICAMP) – Campinas, SP – Brasil

<sup>2</sup>Instituto de Matemática e Estatística (IME)  
Universidade de São Paulo (USP) – São Paulo, SP – Brasil

{esteban, alkmim}@lrc.ic.unicamp.br, batista@ime.usp.br, nfonseca@ic.unicamp.br

**Abstract.** *New architectures and mechanisms have been proposed to promote the evolution and flexibility of the Internet. Several solutions based on network virtualization are focused on the efficient mapping of virtual networks on network substrates. Advances in hardware have motivated the development of energy efficient elements. However, in order to save energy, changes are needed at the architecture level. The present paper introduces an algorithm for mapping virtual networks on network substrates, to save energy.*

**Resumo.** *Novas arquiteturas e mecanismos vêm sendo propostos para promover a evolução e flexibilização da Internet. Diversas soluções baseiam-se em virtualização de redes que tem como um dos seus problemas fundamentais o mapeamento eficiente de redes virtuais nos substratos da rede física. Por outro lado, avanços no desenvolvimento de hardware têm permitido a criação de elementos de redes eficientes em termos de energia, através de operações de consumo por demanda. No entanto, para que haja redução no consumo, são necessárias mudanças na arquitetura das redes. O presente artigo introduz um algoritmo para mapeamento de redes virtuais em substratos de redes que tem como objetivo a minimização do consumo de energia no mapeamento de redes virtuais.*

## 1. Introdução

Nos últimos anos, empresas de telecomunicação e provedores da Internet têm aumentado o seu consumo de energia elétrica devido, principalmente, ao aumento da utilização de tecnologias de banda larga e a expansão dos serviços fornecidos. O incremento no volume de tráfego de rede, segundo a lei de Moore, duplica a cada 18 meses [Bolla et al. 2011]. Consequentemente, com o passar dos anos espera-se que haja aumento no consumo de energia elétrica devido às redes de comunicação, que corresponde, atualmente, de 2% a 10% do consumo de energia do planeta [Global Action Plan Report 2007].

Avanços no desenvolvimento de hardware têm permitido a produção de elementos de rede que consomem menos energia. Isso é alcançado por meio de mecanismos que regulam o consumo diretamente proporcional ao uso dos componentes do hardware. No entanto, para que haja maior redução, mudanças na arquitetura de redes são necessárias [Despins et al. 2011]. Neste contexto, a virtualização tem um papel fundamental, dado

que permite a redução da quantidade de elementos físicos da rede, além de ser uma das possíveis soluções para o problema da “ossificação da Internet” [Alkmim et al. 2011].

Uma das questões fundamentais em virtualização de redes é a busca por mapeamentos eficientes de redes virtuais em substratos de redes (rede física) [Chowdhury et al. 2009] [Yu et al. 2008]. O mapeamento consiste em determinar a alocação de roteadores e enlaces da rede física para os roteadores e enlaces de uma rede virtual. No entanto, mesmo tendo-se o conhecimento prévio de todas as requisições de redes virtuais, o mapeamento ótimo é um problema NP-Difícil [Houidi et al. 2008], dado que ele pode ser reduzido ao Problema de Separação de Multi-caminhos (*Multipath Separator Problem*) [Andersen 2002], que é NP difícil.

Apesar da necessidade de se ter mecanismos de redes que sejam eficientes em termos de energia, não é do nosso conhecimento que hajam propostas de mapeamento de redes virtuais com esse objetivo. O presente trabalho apresenta uma solução para mapear redes virtuais em substratos físicos com o objetivo de economizar energia. A proposta baseia-se em um modelo que considera vários componentes que afetam o consumo de energia, tanto de roteadores como de enlaces. Os mapeamentos são definidos por meio de uma formulação de programação linear inteira (PLI) que tem o objetivo de minimizar o consumo de energia das redes virtuais e garantir os requisitos de QoS.

O restante deste artigo está organizado da seguinte forma: a Seção 2 explica o modelo de consumo de energia adotado. A Seção 3 resume os trabalhos relacionados. A Seção 4 apresenta a formulação em programação linear. A avaliação de desempenho da proposta é apresentada na Seção 5 e as conclusões são apresentadas na Seção 6.

## 2. Modelo do Consumo de Energia

O consumo de energia de um roteador pode ser dividido em componentes dependentes do tráfego e componentes independentes do tráfego. As componentes independentes do tráfego representam cerca de 90% do consumo de energia do roteador. Elas são: o chassi, o processador e suas placas de rede [Cisco 2011] [Juniper Networks 2011] [F.Idzikowski 2009].

O consumo do chassi corresponde a uma parcela considerável do consumo de energia total do roteador. Roteadores possuem processadores com múltiplos núcleos que podem ser alocados individualmente. Se um núcleo estiver ativo, ou seja, alocado a algum roteador virtual, o chassi deve estar ligado. O chassi só pode ser desligado se nenhum dos núcleos do roteador estiver ativo. Diversos trabalhos na literatura ignoram a heterogeneidade e as variações no consumo de energia de cada um dos três componentes independentes de tráfego e consideram que esse consumo é constante [Shen and Tucker 2009] [Chiarav viglio et al. 2010].

O consumo de energia dependente de tráfego em um roteador está relacionado com a utilização dos enlaces físicos [Shen and Tucker 2009] [Idzikowski et al. 2010]. Neste artigo, considera-se roteadores IP conectados a comutadores ópticos. Neste modelo, o custo de energia depende do comprimento do enlace físico, o qual determina a quantidade de amplificadores necessários para que não haja atenuação excessiva que afeta a qualidade da transmissão. A Equação 1 define o custo de energia de um enlace físico  $(u, v)$  ( $P_{u,v}^E$ ) utilizado:

$$\mathcal{P}_{u,v}^E = \mathcal{P}_{u,v}^{\#A} \times \mathcal{P}^{CA} \quad (1)$$

onde:

- $\mathcal{P}_{u,v}^{\#A}$  representa a quantidade de amplificadores no enlace  $(u, v)$ ;
- $\mathcal{P}_{CA}^{\#A}$  representa o custo de energia de cada amplificador;

Cada amplificador tem capacidade de amplificar o sinal por uma distância de no máximo  $P^{DA}$  quilômetros. Esse limite define a quantidade de amplificadores necessários para manter um enlace em funcionamento ( $P_{u,v}^{\#A}$ ), conforme apresentado na Equação 2.

$$\mathcal{P}_{u,v}^{\#A} = \lceil \frac{P_{u,v}^{DE}}{P^{DA}} - 1 \rceil + 2 \quad (2)$$

onde:

- $P_{u,v}^{DE}$  representa o comprimento do enlace  $(u, v)$  em quilômetros;

Neste artigo, assume-se que os enlaces são compostos por uma única fibra, e dois amplificadores são sempre adicionados nas extremidades dos enlaces (Adição de duas unidades na Equação 2).

### 3. Trabalhos Relacionados

Em [Gupta and Singh 2003], introduz-se o tema da economia de energia no núcleo da Internet. O trabalho apresenta argumentos que evidenciam que é possível obter economia de energia, utilizando-se técnicas diferentes. O trabalho propõe o uso de estados de consumo de energia reduzido em dispositivos físicos. É proposta uma técnica de redução de consumo de energia que é independente do tipo de hardware utilizado.

A virtualização usada como uma técnica para redução no consumo de energia é discutida em [Bianzino et al. 2010]. São apresentados casos reais nos quais a virtualização consegue reduzir o consumo de energia. Diferente da nossa proposta, o trabalho em [Bianzino et al. 2010] apresenta casos de redes institucionais. enquanto a proposta apresentada neste trabalho é aplicável para o núcleo da Internet.

Em [F.Idzikowski 2009], detalha-se um modelo que descreve o consumo de energia em redes IP sobre WDM. Discute-se quais são os principais componentes responsáveis pelo consumo de energia em redes do núcleo da Internet. Além disso, vários componentes da rede são decompostos em unidades básicas e o consumo de energia dessas unidades são detalhados. A análise realizada para avaliar a nossa proposta utiliza valores reais de consumo de energia disponíveis em [F.Idzikowski 2009].

Em [Heller et al. 2010], detalha-se uma heurística chamada *elastric-tree* para a redução de consumo de energia, a qual ajusta elementos na rede para satisfazer a variação de carga na rede. Essa proposta é focada em datacenters, diferente da proposta apresentada neste trabalho, que é aplicável para o núcleo da Internet.

Uma formulação de programação inteira mista para o dimensionamento de redes WDM com redução no consumo de energia é apresentado em [Shen and Tucker 2009] que considera uma gama de elementos físicos. Além disso, a formulação é voltada para um cenário onde há agregação de tráfego. O consumo de energia das placas de rede é calculado como uma fração do consumo de um chassi distribuído pelo número de placas de rede ligadas. Diferentemente do apresentado em [Shen and Tucker 2009], no presente artigo, considera-se que o chassi possui um custo de energia constante independente da quantidade de placas de rede ligadas. Cada placa de rede utilizada adiciona um consumo

extra de energia ao roteador [F.Idzikowski 2009]. Essa consideração é mais realista e valores obtidos em equipamentos reais [F.Idzikowski 2009] [Cisco 2011] foram utilizados na análise apresentada na Seção 5. O trabalho apresentado em [Chiaraviglio et al. 2010] considera uma rede de longa distância, e avalia a possibilidade de se desligar elementos usando restrições de qualidade de serviço. Considera-se que o consumo de energia dos enlaces físicos é desprezível em relação ao consumo de energia dos roteadores. A proposta considera que cada roteador possui um consumo de energia equivalente a 1 unidade e que o consumo de energia de cada enlace é nulo. A proposta introduzida no presente artigo é mais realista do que a proposta em [Chiaraviglio et al. 2010] pelo fato de se considerar que o consumo de energia dos roteadores é heterogêneo e dependente da utilização. Além disso, não se despreza os consumos de energia dos enlaces, como feito em [Chiaraviglio et al. 2010].

#### **4. Algoritmo para mapeamento energeticamente eficiente**

Considera-se que requisições para o estabelecimento de redes virtuais chegam dinamicamente. Cada requisição especifica a topologia da rede virtual, os recursos demandados pelos roteadores e enlaces virtuais e os requisitos de QoS, representados por um tempo limite para o instanciamento da rede virtual e por restrições de localização. Para cada requisição, o algoritmo fornece um mapeamento de roteadores virtuais sobre roteadores reais e de enlaces virtuais sobre caminhos na rede física. Os critérios para definição do mapeamento são a minimização do consumo de energia e o cumprimento dos requisitos de QoS. Caso não seja possível cumprir os parâmetros de QoS, a requisição é bloqueada.

A proposta apresentada neste artigo estende aquela apresentada em [Alkmim et al. 2011]. Em [Alkmim et al. 2011], apresenta-se um modelo baseado em programação linear inteira 0-1 que produz mapeamentos de redes virtuais com o objetivo de minimizar a largura de banda alocada. A proposta introduzida no presente artigo modifica a função objetivo do problema apresentado em [Alkmim et al. 2011], adicionando restrições e variáveis relacionadas com o modelo do consumo de energia, e dividindo a formulação em duas. A divisão em duas formulações otimiza a busca pelos mapeamentos ótimos, em termos de complexidade computacional bem como em termos de consumo de memória.

As formulações recebem como entrada os seguintes parâmetros:

- $N \subset \mathbb{Z}$  - conjunto de roteadores da rede física;
- $F \subset \mathbb{Z}$  - conjunto de enlaces da rede física. O enlace físico  $(n_1, n_2)$  conecta os roteadores físicos  $n_1$  e  $n_2 \in N$ ;
- $M \subset \mathbb{Z}$  - conjunto de roteadores da rede virtual;
- $V \subset \mathbb{Z}$  - conjunto de enlaces da rede virtual. O enlace virtual  $(m_1, m_2)$  conecta os roteadores virtuais  $m_1$  e  $m_2 \in M$ ;
- $I \subset \mathbb{Z}$  - conjunto de imagens armazenadas no repositório. Cada imagem corresponde a um arquivo com um sistema operacional e um conjunto de software específico pronto para ser instanciado em um roteador físico
- $A \subset \mathbb{Z}$  - quantidade de núcleos disponíveis nos roteadores da rede física.  $A(n)$ ,  $n \in N$ , é o números de núcleos do roteador  $n$ ;
- $P \subset \mathbb{Z}$  - quantidade de núcleos requisitados pelos roteadores da rede virtual;  $P(m)$ ,  $m \in M$ , é o número de núcleos requisitados pelo roteador virtual  $m$ ;

- $C \subset \mathbb{R}$  - largura de banda disponível nos enlaces da rede física;  $C(f)$ ,  $f \in F$  é a largura de banda disponível no enlace  $f$ ;
- $Q \subset \mathbb{R}$  - largura de banda requisitada pelos enlaces da rede virtual;  $Q(v)$ ,  $v \in V$ , é a largura de banda requisitada pelo enlace virtual  $v$ ;
- $D \subset \mathbb{R}$  - atraso nos enlaces da rede física;  $D(f)$ ,  $f \in F$ , é o atraso no enlace  $f$ ;
- $K \subset \mathbb{R}$  - atraso máximo permitido nos enlaces da rede virtual;  $K(v)$ ,  $v \in V$ , representa o atraso máximo permitido no enlace virtual  $v$ ;
- $L_{n,m} \in \{0, 1\}$  - define se o roteador virtual  $m$  pode ser alocado no roteador físico  $n$ . Assume o valor 1 caso a alocação seja permitida e 0 caso contrário. Caso o usuário não deseje que o roteador virtual  $m$  seja mapeado no roteador físico  $n$ , a variável  $L_{n,m}$  deve ser 0;
- $R_{n,i} \in \{0, 1\}$  - localização das imagens. Assume o valor 1 se a imagem  $i$  estiver localizada em um repositório conectado diretamente ao roteador físico  $n$ , caso contrário assume o valor 0.
- $E_{m,i} \in \{0, 1\}$  - relacionado com restrições de software. Assume o valor 1 se a imagem  $i$  contiver todos os requisitos necessários pelo roteador virtual  $m$ , caso contrário assume o valor 0;
- $B \subset \mathbb{R}$  - quantidade de memória de armazenamento disponível nos roteadores da rede física, que é necessária para armazenar imagens e instanciar os roteadores virtuais;  $B(n)$ ,  $n \in N$ , representa a quantidade de memória disponível no roteador  $n$ ;
- $G \subset \mathbb{R}$  - tamanho das imagens;  $G(i)$ ,  $i \in I$ , representa o tamanho da imagem  $i$ ;
- $S \in \mathbb{R}$  - tempo máximo requisitado para a instanciação da rede virtual;
- $T_{n,i} \in \mathbb{R}$  - tempo necessário para a imagem  $i$  ser inicializada no roteador físico  $n$ . Os valores de  $\mathcal{P}^{chassi}$ ,  $\mathcal{P}^E$ ,  $\mathcal{P}^{placa}$  e  $\mathcal{P}^{nucleo}$  são utilizados nas restrições para denotar o consumo de energia dos componentes da rede.  $\mathcal{P}^{chassi}$  representa o consumo de energia do chassi,  $\mathcal{P}^{placa}$  representa o consumo de energia de uma placa de rede,  $\mathcal{P}^{nucleo}$  representa o consumo de energia de um núcleo e  $P^E$  representa o consumo de energia de um enlace conforme definido na Equação 1.

O atraso máximo permitido nos enlaces virtuais das redes ( $K$ ) é um dos requisitos de QoS das redes virtuais. Redes virtuais para tráfego de videoconferência, por exemplo, podem ter valores menores do que redes virtuais para tráfego HTTP. A imagem específica requisitada pelo roteador virtual deve ser definida, e o conteúdo de cada repositório deve ser conhecido ( $R_{n,i}$ ) para determinar de qual repositório deve ser copiada a imagem ( $I$ ,  $E_{m,i}$ ). O tamanho das imagens deve ser conhecido já que os roteadores têm capacidade de armazenamento limitada ( $B$ ) e o tamanho das imagens afeta o tempo de instanciação da rede virtual, dada a necessidade de transferência das imagens do repositório até o roteador físico. Além disso, o repositório escolhido para a cópia da imagem também influencia no consumo de energia da rede, dado que é necessário que roteadores e enlaces no caminho estejam ligados. As restrições de localidade ( $L_{n,m}$ ) são necessárias para simular os casos em que usuários possuem requisitos de consumo de energia que limitam os locais onde os recursos devem ser alocados.

Como as requisições podem chegar a qualquer instante de tempo, é necessário saber quantos núcleos estão alocados em cada roteador físico e quantos enlaces virtuais utilizam cada enlace físico. Isso é necessário para saber quando o chassi, as placas e os amplificadores das pontas dos enlaces devem ser ligados. Se já houver algum núcleo

ligado, não há necessidade de contabilizar o consumo de energia do chassi do roteador pois ele já foi contabilizado quando o primeiro núcleo foi alocado. O mesmo ocorre em relação a utilização dos enlaces físicos por enlaces virtuais e os amplificadores desses enlaces. As duas variáveis a seguir contém essas informações e compõem a resposta do problema:

- $K_n \in \mathbb{Z}$  - denota a quantidade de núcleos alocados no roteador físico  $n$ ;
- $O_{u,v} \in \mathbb{Z}$  - denota a quantidade de enlaces virtuais que usam o enlace físico  $u, v$ .

Os valores de  $K_n$  e  $O_{u,v}$  são usados para o cálculo de  $\alpha_n$  e  $\beta_{u,v}$ , que simplificam a função objetivo. As Equações 3 e 4 calculam, respectivamente, os valores de  $\alpha_n$  e  $\beta_{u,v}$ .

$$\alpha_n = \lceil \frac{K_n}{K_n + 1} \rceil \quad (3)$$

$$\beta_{u,v} = \lceil \frac{O_{u,v}}{O_{u,v} + 1} \rceil \quad (4)$$

Define-se  $\alpha_n$  como sendo 1 caso algum núcleo do roteador físico  $n$  esteja em uso. Se nenhum núcleo estiver em uso, o valor  $\alpha_n$  é nulo. A Equação 4 define que o valor de  $\beta_{u,v}$  é 1 caso algum enlace virtual esteja usando o enlace físico  $u, v$  e nulo caso contrário.

O mapeamento da rede virtual é definido pelos valores das seguintes variáveis retornadas como saída das duas formulações:

- $X_{n,m,i}$  - Vale 1 caso o roteador virtual  $m$  tenha sido alocado no roteador físico  $n$  utilizando a imagem  $i$ . Caso contrário, vale 0. Esta variável descreve o mapeamento dos roteadores virtuais nos roteadores físicos e a imagem que foi utilizada para cada roteador virtual.
- $Y_{u,v,w}$  - Vale 1 caso o enlace físico  $(u, v)$  seja alocado para o enlace virtual  $w$ . Caso contrário, vale 0. A partir dos valores dessa variável, determina-se o caminho na rede física alocado para cada enlace virtual.
- $Z_{u,v,m}$  - Vale 1 caso o enlace físico  $(u, v)$  seja utilizado para transferir a imagem utilizada pelo roteador virtual  $m$ . Caso contrário, vale 0.
- $U_n$  - Vale 1 se o roteador físico  $(n)$  precisa ser ligado. Caso contrário, vale 0.
- $W_{u,v}$ : Vale 1 se o enlace físico  $(u, v)$  precisa ser ligado. Caso contrário, vale 0.

O mapeamento das redes virtuais é baseado na execução sequencial de duas formulações de PLI. A primeira (PLI-Mapeamento-Verde) mapeia as redes virtuais no substrato. A segunda (PLI-Imagens-Verde) determina o caminho para transferir as imagens.

A formulação PLI-Mapeamento-Verde é apresentada a seguir:

Minimize

$$\begin{aligned} & \mathcal{P}^{chassi} \sum_{n \in N} (\alpha_n + (1 - \alpha_n)U_n) + \mathcal{P}^{nucleo} \sum_{n \in N} \sum_{m \in M} \sum_{i \in I} (X_{n,m,i} \times P(m)) + \\ & (2\mathcal{P}_{u,v}^{placa} + \mathcal{P}_{u,v}^E) \sum_{(u,v) \in F} (\beta_{u,v} + (1 - \beta_{u,v})W_{u,v}) \end{aligned}$$

sujeito a

$$\sum_{n \in N} \sum_{i \in I} X_{n,m,i} = 1 \quad \forall m \in M \quad (R1)$$

$$\sum_{\substack{m \in M \\ \forall n \in N}} \sum_{i \in I} X_{n,m,i} \leq 1 \quad (R2)$$

$$\sum_{\substack{m \in M \\ \forall n \in N}} \sum_{i \in I} P(m) \times X_{n,m,i} \leq A(n) \quad (R3)$$

$$X_{n,m,i} = 0 \quad (R4)$$

$\forall n \in N, \forall m \in M, \forall i \in I | L_{n,m} = 0 \text{ ou } E_{m,i} = 0$

$$\sum_{\substack{w' \in V \\ \forall w = (u, v) \in F}} Y_{u,v,w'} \times Q(w') \leq C(w) \quad (R5)$$

$$\sum_{\substack{u \in N \\ \forall w \in V}} \sum_{v \in N} Y_{u,v,w} \times D(u, v) \leq K(w) \quad (R6)$$

$$\sum_{\substack{m \in M \\ \forall n \in N}} \sum_{i \in I} X_{n,m,i} \times G(i) \leq B(n) \quad (R7)$$

$$Y_{u,v,w} = 0 \quad (R8)$$

$\forall u, \forall v, \forall w \in V | (u, v) \notin F$

$$\begin{aligned} \sum_{f \in N} Y_{n,f,w} - \sum_{f \in N} Y_{f,n,w} &= \\ \sum_{i \in I} X_{n,a,i} - \sum_{i \in I} X_{n,b,i} & \\ \forall w = (a, b) \in V, \forall n \in N \end{aligned} \quad (R9)$$

$$X_{n,m,i} \leq U_n \quad (R10)$$

$\forall n \in N, \forall m \in M, \forall i \in I$

$$U_n \leq \sum_{\substack{m \in M \\ \forall n \in N}} \sum_{i \in I} X_{n,m,i} \quad (R11)$$

$$Y_{u,v,w} \leq W_{u,v} \quad (R12)$$

$\forall v \in V, \forall (u, v) \in F$

$$W_{u,v} \leq \sum_{v \in V} Y_{u,v,w} \quad (R13)$$

$\forall (u, v) \in F$

$$X_{n,m,i} \in \{0, 1\}, Y_{u,v,w} \in \{0, 1\}, U_n \in \{0, 1\}, W_{u,v} \in \{0, 1\} \quad (R14)$$

$\forall n \in N, \forall m \in M, \forall i \in I, u, \forall v, \forall w \in V$

A função objetivo minimiza o consumo de energia por requisição.

As restrições em (R1) garantem que um roteador virtual seja alocado em um roteador físico e que uma imagem seja utilizada por ele. As restrições em (R2) limitam a quantidade de roteadores virtuais que podem ser alocados em um roteador físico.

As restrições em  $(R9)$  garantem que o conjunto de enlaces físicos alocados para um dado enlace virtual é um caminho válido na rede física. Para tal, analisa-se o grau de entrada e de saída de cada roteador  $n$  da rede física.

As restrições  $(R3)$  e  $(R7)$  referem-se a restrições de limitação dos roteadores físicos. As restrições em  $(R3)$  garantem que o número de núcleos de cada roteador físico é suficiente para atender o requisito de número de núcleos de cada roteador virtual mapeado no roteador físico. Cada roteador físico deve possuir no mínimo uma quantidade de núcleos igual à soma de todos os núcleos de todos os roteadores virtuais que foram alocados nele. As restrições em  $(R7)$  garantem que a quantidade de memória de armazenamento disponível em cada roteador físico será suficiente para armazenar as imagens de todos os roteadores virtuais que forem alocados nele.

As restrições em  $(R4)$  garantem que os roteadores virtuais só serão instanciados com imagens que atendam todos os seus requisitos de software e em roteadores físicos que possuam as características permitidas pelo cliente que requisitou a rede virtual.

As restrições  $(R5)$  e  $(R6)$  referem-se às limitações dos enlaces físicos. As restrições em  $(R5)$  garantem que a largura de banda disponível nos enlaces da rede física é suficiente para atender o requisito de largura de banda dos enlaces virtuais.  $(R6)$  garante que o atraso total em um caminho físico alocado para um enlace virtual é menor ou igual ao atraso máximo permitido por este enlace virtual.

As restrições em  $(R8)$  garantem que se o enlace físico  $(u, v)$  não existir, então nenhum enlace virtual pode ser alocado utilizando  $(u, v)$ .

As restrições em  $(R10)$  e  $(R11)$  expressam as restrições de energia nos roteadores físicos. A restrições em  $(R10)$  asseguram que nenhum núcleo pode ser alocado em um roteador sem que o dispositivo esteja previamente ligado. As restrições em  $(R11)$  garantem que caso o roteador esteja ligado, deve existir pelo menos um núcleo alocado nele.

As restrições em  $(R12)$  e  $(R13)$  expressam as restrições de energia nos enlaces. As restrições em  $(R12)$  garantem que um enlace virtual pode ser alocado em um enlace físico  $(u, v)$  se o enlace físico estiver ligado. As restrições em  $(R13)$  asseguram que caso o enlace físico esteja ligado, deve existir pelo menos um enlace virtual alocado nele.

A restrição em  $(R14)$  define que as variáveis  $X, Y, Z, U$  e  $W$  são binárias.

Após a solução da PLI-Mapeamento-Verde ser encontrada, os valores de  $X_{n,m,i}$  e  $Y_{u,v,w}$  são utilizados como entrada para a segunda formulação, a PLI-Imagens-Verde.

A formulação PLI-Imagens-Verde é apresentada a seguir:

$$\begin{aligned}
 & \text{Minimize} \sum_{m \in M} \sum_{u \in N} \sum_{v \in N | (u,v) \in F} Z_{u,v,m} \times D(u, v) \\
 & + \frac{Z_{u,v,m} \times G(i | X_{n,m,i} = 1)}{C(u, v)} \text{ sujeito a} \\
 & \sum_{m \in M} Z_{u,v,m} = 0 \\
 & \forall u, \forall v | (u, v) \notin F
 \end{aligned} \tag{R15}$$

$$\sum_{j \in N} Z_{u,j,m} - \sum_{j \in N} Z_{j,u,m} = \quad (R16)$$

$$X_{n,m,i} \times R_{u,i} - X_{n,m,i} \times (1 - \lceil \frac{|u-n|}{\alpha} \rceil) \\ \forall m \in M, \forall i \in I, \forall n, u \in N, \alpha = |N|$$

$$Z_{u,v,m} \in \{0, 1\} \quad (R17) \\ \forall u, \forall v, \forall m \in M$$

A função objetivo minimiza o tempo necessário para instanciar a rede virtual. O tempo necessário para instanciar cada roteador virtual é a soma dos tempos necessários para transferir uma imagem e carregar o sistema operacional (assume-se que duas ou mais imagens podem ser transferidas simultaneamente no mesmo enlace físico).

As restrições em (R15) garantem que  $(u, v)$  não vai ser usado se não pertencer ao substrato. As restrições em (R16) estabelecem que o conjunto de enlaces físicos alocados para transferir uma imagem definem um caminho válido no substrato e as restrições em (R17) definem o domínio das variáveis.

## 5. Avaliação de Desempenho

Para avaliar o desempenho da proposta, outra formulação foi desenvolvida contendo restrições similares, mas com função objetivo que minimiza a largura de banda alocada. Além das funções objetivo, a formulação não possui as restrições R10 a R13 da formulação apresentada na seção 4. No restante deste artigo, esta formulação será chamada de BANDA e a formulação proposta neste artigo será chamada de VERDE. Experimentos de simulação foram realizados com o objetivo de avaliar três métricas: i) consumo de energia médio por requisição, ii) quantidade de roteadores usados por requisição, iii) probabilidade de bloqueio das requisições.

Os algoritmos propostos foram avaliados e comparados em cenários dinâmicos, nos quais requisições de redes virtuais são feitas ao longo do tempo. A disponibilidade dos recursos do substrato varia devido às alocações feitas.

Todas as simulações foram realizadas no sistema operacional Debian GNU/Linux Squeeze. O computador utilizado para os experimentos foi um Intel Xeon de 2,66GHz com 8 núcleos, e 16GB de memória RAM. Todas as formulações foram implementadas em C++ e utilizaram a biblioteca de otimização CPLEX versão 12.0.

O simulador recebe como entrada um modelo de rede física e gera eventos de chegada de requisição de redes virtuais. De posse da descrição da rede física e da rede virtual, o simulador invoca as buscas pelas soluções das formulações e devolve como saída informação sobre o bloqueio da requisição, o tempo de execução da formulação VERDE e da formulação BANDA, a banda alocada pelas formulações e o consumo de energia da alocação gerada pelas formulações.

### 5.1. Configuração dos Experimentos

Vários cenários dinâmicos foram simulados. Espera-se que a formulação VERDE faça alocações que consumam menos energia do que a formulação BANDA. Consequentemente, espera-se que a formulação VERDE utilize menos roteadores físicos e utilize mais

enlaces, já que os roteadores consomem mais energia do que os enlaces. Espera-se, também, que a formulação BANDA aloque menos largura de banda do que a formulação VERDE, dado que tem como função objetivo a minimização da largura de banda alocada.

Alguns resultados preliminares mostraram que o tempo de execução para encontrar soluções em substratos com mais do que 100 roteadores fica na ordem de horas, o que está em consonância [Alkmim et al. 2011] com o fato do problema apresentado ser NP-Difícil. Isto motivou a implementação de uma heurística, que busca soluções no problema exclusivamente no nó raiz de uma árvore de busca no método *branch and cut* [Gomory 1958]. A motivação para criar essa heurística foi a observação de que muitas soluções do problema utilizando a formulação exata foram encontradas no nó raiz. Em cenários com 60 roteadores a heurística leva, em média, 1.8 segundos, um tempo que é apenas 0.025% do tempo de execução que a implementação exata do PLI leva. Em cenários com 80 roteadores, a implementação exata não retorna nenhum mapeamento por falta de memória e a heurística leva apenas 2 segundos em média. Em uma rede com 250 roteadores, a heurística leva em média 19 segundos.

As métricas foram avaliadas em função do tamanho dos substratos (número de roteadores físicos) e em função dos tempos de chegada das requisições. A Tabela 1 apresenta todos os valores utilizados na simulação dos cenários.

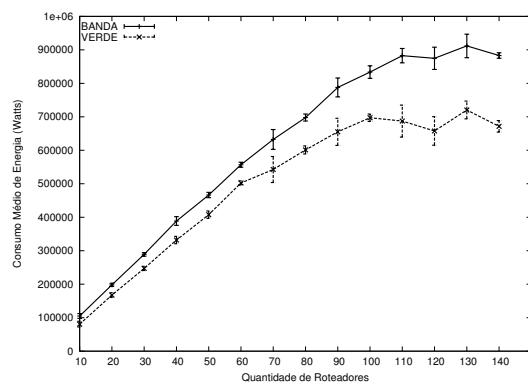
As topologias do substrato da rede e das redes virtuais foram geradas pseudoaleatoriamente através da ferramenta BRITE [Medina et al. 2010], utilizando o algoritmo BA-2 [Albert and Barabási 2000], que é um algoritmo que utiliza a teoria de leis de potência para gerar topologias similares àquelas encontradas entre sistemas autônomos na Internet. Para a rede física, os atrasos nos enlaces da rede permitidos são os próprios valores retornados pelo BRITE. Como o atraso permitido nas redes virtuais deve ser maior que o atraso dos enlaces da rede física, o atraso dos enlaces das redes virtuais foi obtido multiplicando o valor retornado pelo BRITE por 15, o que permite, aproximadamente, a utilização de 15 enlaces físicos por enlace virtual. Simulações com outros valores foram feitas, mas por motivos de espaço e por similaridade dos resultados, foram omitidos.

**Tabela 1. Valores dos parâmetros usados nas simulações**

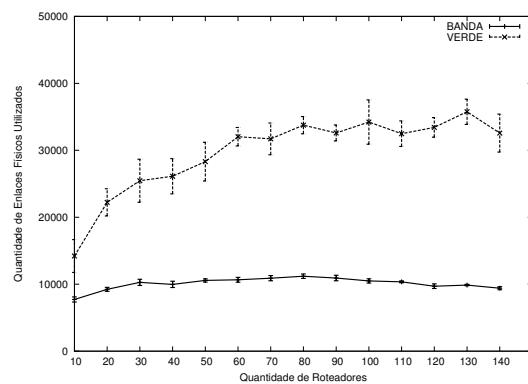
Parâmetro	Valor
Quantidade de roteadores físicos	{10, 20, ..., 140}
Largura de banda dos enlaces físicos	~10240Mbps
Quantidade de imagens na rede	3
Tempo de Simulação	5000s
Intervalo de tempo médio entre chegadas de requisições	{25 50 75 100 125 150 175 200 225 250 275 300}s
Duração média da requisição	1250s
Quantidade de roteadores virtuais por requisição	4
Largura de banda de cada enlace virtual	~1024Mbps
Tempo máximo requerido para instanciar a rede	100s
Memória física dos roteadores físicos	768MB
Tamanho da imagem	128MB
Núcleos por roteador físico	6
Núcleos por roteador virtual	6
Atraso no enlace físico	Definido pelo BRITE
Atraso no enlace virtual	15 × valor definido pelo BRITE
Tempo requerido para instanciar cada imagem	10s
Chassi	10920W
Processador	166W
Placa de Rede	450W
Amplificador	15W

## 5.2. Resultados

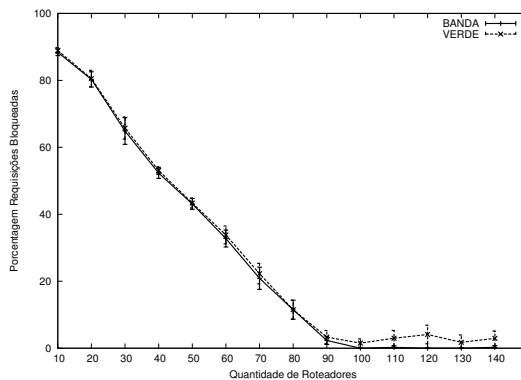
Nessa subseção, apresentam-se os resultados obtidos com dois experimentos. No experimento 1, a quantidade de roteadores do substrato variou de 10 a 140 e o intervalo de tempo entre chegadas de requisições foi em média 25 segundos. No experimento 2, a quantidade de roteadores do substrato foi mantida fixa em 100 roteadores e o intervalo de tempo entre chegadas de requisições variou de 25 a 300 segundos. Os resultados apresentados nos gráficos representam as médias das métricas obtidas e intervalos de confiança com 95% de nível de confiança, derivados pelo método das replicações independentes.



**Figura 1.** Consumo de energia médio por requisição - Experimento 1



**Figura 2.** Banda alocada média por requisição - Experimento 1

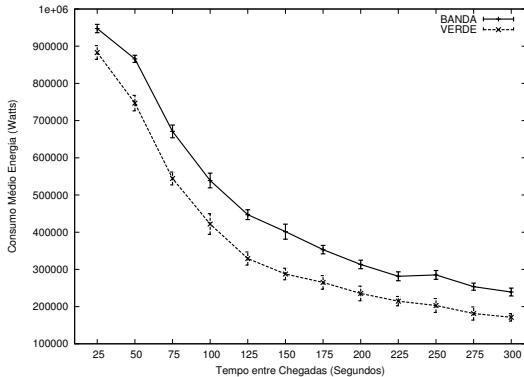


**Figura 3.** Requisições bloqueadas - Experimento 1

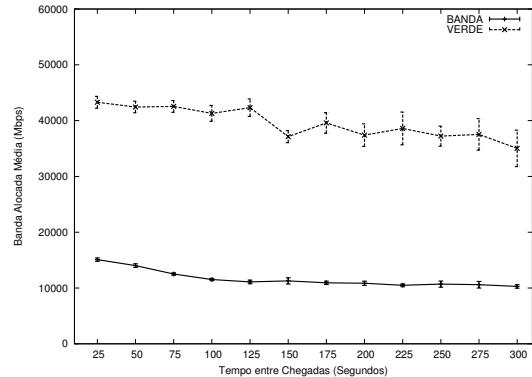
As Figuras 1 a 3 exibem os resultados para o experimento 1. A Figura 1 mostra o consumo de energia médio por requisição em função de número do roteadores do substrato para o experimento 1. O consumo de energia médio aumenta para as duas formulações a medida que a quantidade de roteadores aumenta, dado que uma quantidade maior de roteadores no substrato implica que o mapeamento tende a usar uma maior quantidade de roteadores. O consumo de energia do chassi é alto quando comparado com os outros componentes do roteador, então, o impacto no consumo de energia por requisição aumenta pois existe uma maior quantidade de roteadores ativos. Para substratos com mais de 90 roteadores, a formulação VERDE tende a alocação de núcleos em roteadores previamente ligados, e consequentemente o consumo de energia por requisição tende a estabilizar. No

caso da formulação BANDA, que não tem como prioridade o uso de roteadores ativos, o consumo de energia por requisição aumenta com o número de roteadores. Para substratos com 140 roteadores, o consumo de energia obtido com a formulação VERDE foi de 671537 Watts e o consumo de energia obtido com a formulação BANDA foi de 883022 Watts, ou seja, nesse cenário, a utilização da formulação VERDE economizou 24% de energia quando comparando o consumo de BANDA.

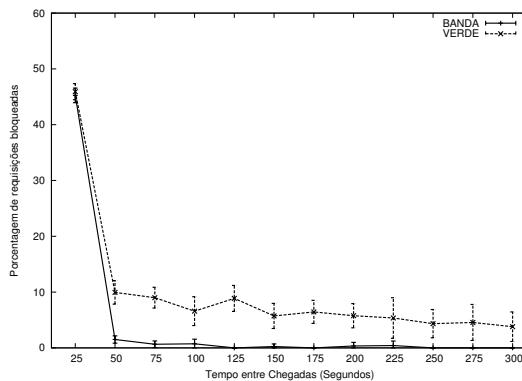
A Figura 2 apresenta a largura de banda média alocada por requisição em função do número de roteadores no substrato. Como era esperado, o consumo de largura de banda é maior com as alocações retornadas pela formulação VERDE, dado que ela dá preferência de uso a roteadores previamente ligados independentemente da localização destes. Tal preferência pode implicar na utilização de caminhos com comprimento maior do que em cenários nos quais o consumo de banda é minimizado. A Figura 3 apresenta a porcentagem de requisições bloqueadas e comprova que não houve diferença significativa entre a quantidade de requisições alocadas pelas duas formulações, ou seja, mesmo consumindo mais largura de banda, a formulação VERDE não causou grande impacto na quantidade de requisições bloqueadas na rede física.



**Figura 4.** Consumo de energia médio por requisição - Experimento 2



**Figura 5.** Banda alocada média por requisição - Experimento 2



**Figura 6.** Requisições bloqueadas - Experimento 2

As Figuras 4 a 6 exibem os resultados para o experimento 2. A Figura 4 mostra o consumo de energia médio por requisição em função do tempo entre chegadas (o substrato

foi mantido com uma quantidade fixa de 100 roteadores). Quando a média do tempo entre chegadas aumenta o consumo de energia tende a diminuir dado que menos roteadores são ligados para atingir as necessidades da rede. O consumo de energia obtido pelo uso da formulação BANDA é maior do que o obtido pela formulação VERDE, chegando a ser aproximadamente 50% maior, o que mostra que o objetivo de minimização do consumo de energia foi alcançado. O consumo de largura de banda demandado pela formulação VERDE (Figura 5) é maior do que o consumo dada pela formulação BANDA. A Figura 6 mostra que o maior consumo de largura de banda não afeta significativamente a probabilidade de bloqueio gerada pela formulação VERDE. Ela é no máximo 9% maior do que a probabilidade de bloqueio da formulação BANDA.

Em resumo, os resultados confirmam o esperado da formulação VERDE. Ela propõe alocações que economizam mais energia do que a formulação BANDA. Esta economia implica em um maior consumo em largura de banda, dado que prioriza elementos que já estão ligados e aumenta a probabilidade de haver caminhos com comprimentos grandes. Além disso, não houve aumento significativo na probabilidade de bloqueio.

## 6. Conclusões e Trabalhos Futuros

Neste artigo, foi proposta um formulação baseada em Programação Linear Inteira 0-1 para o mapeamento de redes virtuais em um substrato da rede com o objetivo de minimizar o consumo de energia. A formulação é capaz de encontrar soluções que reduzem o consumo de energia, quando comparada com uma formulação que minimiza o consumo de largura de banda. A formulação proposta satisfaz requisitos de qualidade de serviço realista, o que reforça a sua utilidade.

Tem-se como metas futuras o refinamento nas restrições do problema e o uso de outras heurísticas. Além disso, pretende-se considerar a implementação de roteadores com múltiplos chassis, modelagem da capacidade de processamento, perda de pacotes, e o consumo de energia de elementos externos ao roteador, como por exemplo, o custo de refrigeração do local onde estão alocados os equipamentos.

## Agradecimento

Este artigo tem o apoio financeiro parcial do "Ministerio Ciencia y Tecnología de Costa Rica"(MICIT/CONICIT), e o Conselho Nacional de Desenvolvimento Científico e Tecnológico (CNPq, processo 190020/2010-5).

## Referências

- Albert, R. and Barabási, A. L. (2000). Topology of Evolving Networks: Local Events and Universality. *Physical Review Letters*, 85(24):5234–5237.
- Alkmim, G. P., Batista, D. M., and Fonseca, N. L. S. (2011). Optimal mapping of virtual networks. *IEEE GLOBECOM*, pages 1–6.
- Andersen, D. G. (2002). Theoretical Approaches to Node Assignment. <http://www.cs.cmu.edu/~dga/papers/andersen-assign.ps>. Último acesso em 20/12/2010.
- Bianzino, A. P., Chaudet, C., Rossi, D., and Rougier, J.-L. (2010). A survey of green networking research. *CoRR*, abs/1010.3880.

- Bolla, R., Davoli, F., Bruschi, R., Christensen, K., Cucchietti, F., and Singh, S. (2011). The potential impact of green technologies in next-generation wireline networks: Is there room for energy saving optimization? *IEEE COMMAG*, 49(8):80–86.
- Chiaravaglio, L., Mellia, M., and Neri, F. (2010). Energy-aware networks: Reducing power consumption by switching off network elements. *TNC2008*.
- Chowdhury, N., Rahman, M., and Boutaba, R. (2009). Virtual Network Embedding with Coordinated Node and Link Mapping. In *IEEE INFOCOM*, pages 783–791.
- Cisco (2011). *Brochures para os dispositivos CRS-1 e componentes, CISCO ONS 15501 e outros*. <http://www.cisco.com/>, acessado em 06/2011.
- Despins, C., Labreau, F., Ngoc, T. L., Labelle, R., Cheriet, M., Thibeault, C., Gagnon, F., Leon-Garcia, A., Cherkaoui, O., St. Arnaud, B., Mcneill, J., Lemieux, Y., and Lemay, M. (2011). Leveraging green communications for carbon emission reductions: Techniques, testbeds, and emerging carbon footprint standards. *IEEE COMMAG*, 49(8):101–109.
- F.Idzikowski (2009). Power consumption of network elements in ip over wdm networks. TKN Technical Report Series TKN-09-006, Telecommunication Networks Group, Technical University Berlin.
- Global Action Plan Report (2007). An inefficient truth. Global Action Plan whitepaper.
- Gomory, R. E. (1958). Outline of an algorithm for integer solutions to linear programs. *Bulletin of the American Society*, 64:275–278.
- Gupta, M. and Singh, S. (2003). Greening of the internet. In *Proceedings on app, tech, arch, and prot for comp comms, SIGCOMM '03*, pages 19–26, New York, NY, USA. ACM.
- Heller, B., Seetharaman, S., Mahadevan, P., Yiakoumis, Y., Sharma, P., Banerjee, S., and McKeown, N. (2010). Elastictree: saving energy in data center networks. In *Proceedings of 7th USENIX conf on net sys design and imp, NSDI'10*, pages 17–17.
- Houdi, I., Louati, W., and Zeghlache, D. (2008). A Distributed and Autonomic Virtual Network Mapping Framework. In *ICAS '08*, pages 241–247.
- Idzikowski, F., Orlowski, S., Raack, C., Woesner, H., and Wolisz, A. (2010). Saving energy in ip-over-wdm networks by switching off line cards in low-demand scenarios. In *14th ONDM*, pages 1–6.
- Juniper Networks (2011). *Brochures para os dispositivos: T Series Core Routers*. <http://www.juniper.net/us/en/local/pdf/datasheets/1000051-en.pdf>, acessado em 06/2011.
- Medina, A., Lakhina, A., Matta, I., and Byers, J. (2010). Brite. <http://www.cs.bu.edu/brite/>. Último acesso em 20/12/2010.
- Shen, G. and Tucker, R. S. (2009). Energy-minimized design for ip over wdm networks. *J. Opt. Commun. Netw.*, 1(1):176–186.
- Yu, M., Yi, Y., Rexford, J., and Chiang, M. (2008). Rethinking Virtual Network Embedding: Substrate Support for Path Splitting and Migration. *SIGCOMM Comput. Commun. Rev.*, 38(2):17–29.