



## **Modelagens para o Problema de Mapeamento de Redes Virtuais em ambientes Multi-domínio**

**Samuel Moreira Abreu Araújo**

Departamento de Ciência da Computação - Universidade Federal de Minas Gerais (UFMG)  
Av. Pres. Antônio Carlos, 6627 - Pampulha, Belo Horizonte - MG  
samuelcco@gmail.com

**Fernanda Sumika Hojo de Souza**

Departamento de Ciência da Computação - Universidade Federal de São João del-Rei (UFSJ)  
Av. Visconde do Rio Preto, s/n<sup>o</sup>, Colônia do Bengo - São João del-Rei - MG  
fsumika@ufsj.edu.br

**Geraldo Robson Mateus**

Departamento de Ciência da Computação - Universidade Federal de Minas Gerais (UFMG)  
Av. Pres. Antônio Carlos, 6627 - Pampulha, Belo Horizonte - MG  
mateus@dcc.ufmg.br

### **RESUMO**

O mapeamento de redes virtuais tem ganhado visibilidade nos últimos anos por permitir que várias redes virtuais coexistam simultaneamente sobre a mesma estrutura física. Para tal ação é preciso definir quais componentes da rede física irão hospedar a rede virtual, neste contexto surge o problema conhecido como mapeamento de redes virtuais (VNE- *Virtual Network Embedding*). A maioria dos trabalhos existentes na literatura atua somente sobre um único domínio de rede, este trabalho se distingue por apresentar diferentes modelos de programação linear inteira (PLI) do VNE aplicadas a ambientes multi-domínios. Os modelos focam desafios atuais de virtualização de redes e diferenciam-se nos objetivos propostos: maximizar o balanceamento de carga, minimizar o uso de energia elétrica, minimizar o custo do mapeamento e minimizar o *overhead* pela troca de mensagens entre diferentes domínios. Ao final foram feitas simulações usando o software CPLEX 12.6, com o objetivo de comparar os resultados dos modelos nos diferentes cenários propostos.

**PALAVRAS CHAVE.** Redes Virtuais, Modelagem, Mapeamento.

**Tópicos:** Otimização Combinatória, Simulação, Outras aplicações em PO.

### **ABSTRACT**

Embedding virtual networks gained visibility within the last years for allowing several virtual networks to coexist simultaneously within the same physical structure. To this end it's necessary to define which physical network's components will host the virtual network, to which the problem known as Virtual Network Embedding (VNE) appears. Most current literature papers acts upon a single network domain, this paper excels by presenting different VNE's integer linear programming (ILP) applied to multi-domain ambient. The modeling discriminates by focusing on current challenges of network virtualization therefore four models are proposed with different goals: to maximize load balancing, to minimize power usage, to minimize embedding costs to the final consumer and to minimize the overhead by message exchange between different domains. Simulations have been run using the software CPLEX 12.6 in different scenarios, comparing the results by the end.

**KEYWORDS.** Virtual Networks. Modeling. Embedding.

**Paper topics:** Combinatorial Optimization, Simulation, Other applications in PO.



## 1. Introdução

A internet hoje é vista como um pilar da sociedade moderna e está presente em grande parte das situações que nos cerca, como enfatizado por Group [2008] ao traçar um painel que destaca o aumento da disponibilidade de banda larga global. Em 2002 existiam no mundo cerca de 67 milhões de roteadores e 1,1 bilhões de contas virtuais de aplicações, estima-se que em 2020 tal número deva subir para 898 milhões de roteadores e 4,8 bilhões de contas virtuais.

Tal crescimento da internet se mistura a uma nova onda de aplicações e dados portáteis, que podem ser acessados de qualquer ambiente de maneira *online*. Dessa forma um grande desafio começa a se desenhar: a demanda por links com qualidade, estabilidade e disponibilidade. Pelo fato da internet ser desenvolvida sobre protocolos rígidos e antigos, essa demanda por links de qualidade gera um problema que segundo Zhu e Ammar [2006], é chamado de “ossificação da internet”.

Como alternativas para o problema da ossificação da internet, foram propostos mecanismos de virtualização de redes. Estes mecanismos permitem a implementação de novas funcionalidades ao se criar uma visão lógica do hardware, de forma que múltiplas redes virtuais (VNs) com características particulares possam atuar simultaneamente no mesmo substrato de rede física (SN). Neste contexto, surge o problema denominado VNE, que consiste em determinar o mapeamento de requisições virtuais, compostas por roteadores e enlaces virtuais aninhados sobre roteadores e enlaces físicos que compõem a rede física [Fischer et al., 2013; Zhu e Ammar, 2006]. Mesmo conhecendo as requisições previamente feitas, o mapeamento ótimo segundo os autores Houidi et al. [2008] é tido com sendo um problema NP-difícil.

Grande parte dos algoritmos para o VNE existentes na literatura tratam a o mapeamento em um único domínio, onde os recursos de rede são regidos por políticas intrínsecas a um único provedor de infraestrutura de redes (ISP) (Araujo e Souza [2016]; Nonde et al. [2015]; Chowdhury et al. [2012]). Uma abordagem diferenciada é mostrada neste trabalho, onde não iremos tratar de um único domínio, e sim múltiplos domínios pertencentes a vários ISPs diferentes, neste caso cada ISP administra seus recursos de rede de acordo com suas políticas internas, podendo ainda haver acordos de conexão entre diferentes ISPs.

Juntamente com o desafio de se prover o mapeamento em multi-domínios, é gerada uma lista de desafios inerentes à aplicação do VNE que devem ser superados: maximizar o balanceamento de carga, minimizar o custo de energia elétrica, minimizar o custo de mapeamento e por fim minimizar a troca de mensagens entre domínios diferentes.

O objetivo que busca maximizar o balanceamento de carga, se preocupa em balancear melhor a utilização dos recursos do SN e assim causar menos gargalos de comunicação nos componentes da rede física, similarmente ao trabalhado em Araujo et al. [2015].

Minimizar o consumo de energia elétrica segue uma linha de consciência ambiental, como apresentado em Guan et al. [2015]. Este tratamento vem ganhando importante destaque, em função de dados relativos ao consumo de energia dos ISPs. Em 2010 a *AT&T* e *China Mobile* tiveram juntas o gasto energético de  $11TWh$ , ISPs de médio porte como a *TelecomItalia* e a *GRNET* gastaram aproximadamente  $400GWh$  no ano de 2015 [Addis et al., 2015]. Além disso, os autores mostraram que 20% do consumo de energia é gasto pela rede de ligações centrais do sistema (*backbone*) e 75% do consumo é dispendido nos enlaces de acesso.

Em relação aos custos pagos pelos clientes na contratação dos ISPs, um custo financeiro baixo é importante para o desenvolvimento acessível e inclusivo da internet nas camadas sociais com menor renda. Por esse motivo uma das funções objetivo deste trabalho é minimizar o custo monetário investido na contratação dos ISPs para o provimento de serviços ao usuário final.

Ao se efetuar o mapeamento em mais de um domínio de rede, um domínio deve obter informações de outros domínios adjacentes. Neste caso, uma troca de mensagens é gerada entre eles, ocasionando um *overhead* de comunicação que pode causar gargalos no SN e ser prejudicial a futuros mapeamentos. Assim, mostra-se importante minimizar esse *overhead*.

Este trabalho foi estruturado em seis seções, como apresentado a seguir: na Seção 2 são



apresentados os trabalhos relacionados. Na seção 3 apresenta-se a definição do problema e os modelos matemáticos propostos. Na Seção 4 são apresentados os resultados computacionais. Por fim, na Seção 5 é feita a conclusão do artigo.

## 2. Trabalhos Relacionados

Existem diferentes formas de obter soluções para o VNE. Dentre elas, podem-se destacar as abordagens heurísticas, nas quais não há garantias de otimalidade nas soluções providas [Araujo et al., 2015; Sun et al., 2013]; e as abordagens exatas, onde o VNE pode ser formulado através de variáveis e restrições a serem respeitadas, sendo representado como um modelo de Programação Linear (PL) [Davalos et al., 2015]. Neste trabalho o VNE é tratado utilizando Programação Linear Inteira (PLI) em uma modelagem explícita.

Segundo Fischer et al. [2013], ao se trabalhar o VNE, existem duas estratégias a serem seguidas, a dos algoritmos estáticos que não efetuam reconfiguração e os dinâmicos que efetuam a reconfiguração em momentos específicos. Na abordagem estática, quando uma VN entrante é mapeada, a mesma perdura no lugar de mapeamento original até o fim de seu ciclo de atividades. Ainda segundo Fischer et al. [2013], o algoritmo pode variar entre *online* e *offline*. A versão *offline* faz o mapeamento de um conjunto de VNs de uma só vez enquanto a abordagem *online* é mais característica de um cenário real de redes, onde o algoritmo aguarda a chegada das VNs, sem conhecer seu tempo de chegada, topologia e duração, e realiza o mapeamento individual das VNs a cada novo evento. A abordagem adotada neste trabalho é de um cenário estáticos e *online*.

No mapeamento multi-domínios, cada domínio apresenta um rol de políticas internas próprias de cada ISP. O problema apontado é que cada ISP irá tentar mapear parte(s) da VN entrante que lhe trará mais benefícios. Samuel et al. [2013] apresenta um conjunto de regras de mapeamento *end-to-end* e desenvolve um protocolo entre ISPs que coordena as ações de mapeamento de uma VN. O protocolo apresentado por Samuel et al. [2013] têm como premissa maximizar o lucro de cada ISP e minimizar o número de comunicações entre domínios diferentes. A abordagem proposta em nosso trabalho se diferencia de Samuel et al. [2013] por tratar aspectos como consumo inteligente de energia elétrica, balanceamento de carga e baixo custo financeiro para o consumidor final, aplicados em um ambiente de simulação *online*.

Addis et al. [2015] propõe um modelo chamado de *Energy-aware Network Management (EANM)* que recomenda um conjunto de técnicas verdes para melhorar a eficiência energética das abordagens. A meta do EANM é adaptar o consumo das redes aos níveis de tráfego percebidos. O algoritmo proposto em seu trabalho especula o comportamento dos mapeamentos, o perfil energético dos componentes de redes, os protocolos de caminhamento, os requisitos de QoS de cada VN e etapas de reconfiguração para ao final reduzir o uso energético dos componentes físicos. Nossa abordagem se diferencia por proporcionar uma conexão fixa para o usuário já com os custos energéticos minimizados. A reconfiguração aplicada pelo EANM demanda tempo e implica em interromper momentaneamente a conexão do usuário.

Em Ghazisaeedi e Huang [2015], foi proposto um algoritmo com reconfiguração de enlaces e nós ativos a fim de minimizar-se o consumo de energia elétrica usado para manter ativo o SN. No algoritmo heurístico proposto, chamado *ONL-LLNs-F*, é feita uma aprendizagem dos momentos de picos de consumo alto e baixo de energia, baseado em mapeamentos feitos em momentos anteriores. Com base no aprendizado do algoritmo, em momentos de poucos mapeamentos as redes são reconfiguradas de maneira a se consumir menos energia, enquanto que em momentos de alta requisição o mapeamento original é retomado, utilizando mais recursos.

No trabalho de Chang et al. [2013] é proposto um método heurístico chamado de *E-ACO*, baseado em colônia de formigas para resolver o VNE. Neste caso o objetivo é minimizar o consumo de energia despendido para o mapeamento de roteadores físicos. O algoritmo utiliza um modelo de mapeamento coordenado entre roteadores e enlaces virtuais.

Os trabalhos da literatura ainda podem variar de acordo com sua função objetivo. O *survey* de Fischer et al. [2013] destaca que as funções objetivos aplicadas ao VNE normalmente



versam sobre maximizar o lucro, maximizar qualidade de conexão do usuário, minimizar o custo de mapeamento, maximizar a taxa de aceitação final, etc.

### 3. Definição do Problema e Modelos Matemáticos

Para a variação multi-domínio aqui proposta, o VNE pode ser definido com um grafo não direcionado  $G_{MD}^P = (N_{MD}^P, E_{MD}^P)$  representando o SN, sendo,  $N_{MD}^P = \{N_1^P \cup N_2^P \dots \cup N_d^P\}$  o conjunto da união dos subconjuntos de roteadores físicos, onde cada  $N_d^P \in N_{MD}^P$  é um conjunto de roteadores físicos pertencente ao domínio  $d \in D$ , sendo  $D = \{1, 2, 3, \dots, |D|\}$  o conjunto de domínios existentes. Similarmente  $E_{MD}^P = \{E_d^P \cup E_2^P \dots \cup E_d^P \cup E_{Inter}^P\}$  representa o conjunto da união dos subconjuntos de enlaces físicos; cada  $E_d^P \in E_{MD}^P$  é um conjunto de enlaces físicos intra-domínios, ou seja aqueles que são gerenciados exclusivamente pelo domínio  $d \in D$ , este pode ser representado como  $E_{Intra}^P = \bigcup_{d \in D} E_d^P$ . O conjunto  $E_{Inter}^P = \bigcup_{d,e \in D} E_{de}^P$ , representa os enlaces inter-domínio, que são aqueles que fazem fronteira e possuem gerência acordada entre os domínios  $d, e \in D$ . Cada nó  $i \in N_{MD}^P$  possui uma capacidade máxima de CPU  $C_i$  associada e um posicionamento geográfico  $(x, y)_i$  fixo. Cada enlace  $(i, j) \in E_{MD}^P$  possui uma capacidade de banda máxima  $B_{ij}$ . Um exemplo da modelagem do  $G_{MD}^P$  é mostrado na figura 1, na qual três domínios diferentes e cada domínio possui um acordo de ligação com o outro domínio através de um enlace inter-domínio  $(i, j) \in E_{de}^P$ .

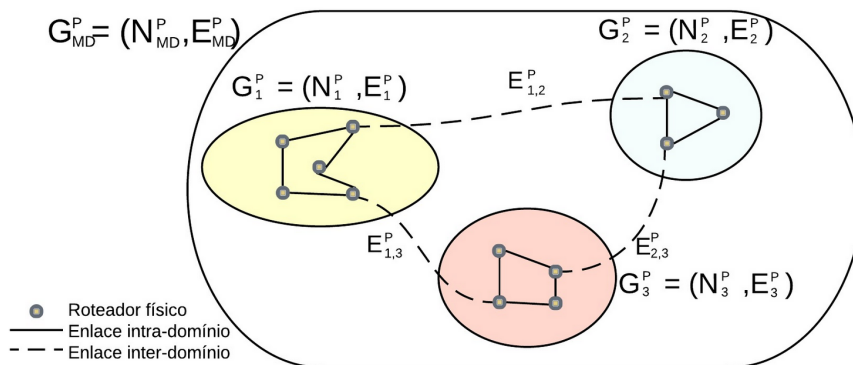


Figura 1: Exemplo da modelagem do SN com três domínios.

Cada VN é representada como um grafo não direcionado  $G^v = (N^v, E^v)$ , para  $v \in V$  sendo  $V$  o conjunto de VNs, onde  $N^v$  representa o conjunto de roteadores virtuais e  $E^v$  o conjunto de enlaces virtuais. Cada nó virtual  $k \in N^v$  possui uma demanda de CPU diferente  $c_k^v$  e uma posição geográfica  $(x, y)_k$  que é utilizada para definir uma região de mapeamento com base em um raio de localização  $d_{max}^v$ . Para cada nó virtual  $k \in N^v$  a região de mapeamento é definida como um conjunto  $N_{dvk}^P$  composto pelos nós físicos  $i \in N_D^P$  que estão dentro do raio de mapeamento calculado usando uma função euclidiana  $d((x, y)_i, (x, y)_k)$ . Cada enlace virtual  $(k, l) \in E^v$  possui uma demanda de banda  $b_{kl}^v$  requerida para o mapeamento.

Uma solução para o mapeamento de uma VN  $v \in V$  no VNE multi-domínios consiste em determinar um mapeamento  $f : G^v \rightarrow G_{MD}^P$ . O mapeamento de nós é dado por:  $\forall k \in N^v \exists i \in N_{MD}^P : c_k^v \leq \hat{C}_i$  e  $d((x, y)_i, (x, y)_k) \leq d_{max}^v$ , onde  $\hat{C}_i$  representa o CPU residual do nó físico  $i \in N_{MD}^P$ . O mapeamento de enlaces por:  $\forall (k, l) \in E^v \exists \{(i, j)^1, \dots, (i, j)^m\} : b_{kl}^v \leq \hat{B}_{(ij)}^1, \dots, b_{kl}^v \leq \hat{B}_{(ij)}^m$ , onde  $\hat{B}_{ij}$  representa a largura de banda residual dos enlaces  $(i, j) \in E_{MD}^P$  que compõem o caminho. O mapeamento da VN somente será aceito caso as duas etapas sejam executadas com sucesso, caso contrario a VN é rejeitada.

#### 3.1. Modelos Propostos

O VNE multi-domínio pode ser modelado usando PLI, através de um conjunto de variáveis e restrições a serem respeitadas. No caso sendo  $V$  o conjunto de VNs a serem mapeadas e considerando  $|V| > 0$ , temos as seguintes variáveis:



- $y^v$  - variável binária, se 1 indica que determinada VN  $v \in V$  foi aceita, 0 caso contrário.
- $z_{ki}^v$  - variável binária, se 1 indica que o nó virtual  $k \in N^v$  da VN  $v \in V$  foi mapeado no nó físico  $i \in N_D^P$ , 0 caso contrário.
- $x_{ij}^{vkl}$  - variável binária, se 1 indica que o enlace virtual  $(k, l) \in E^v$ , pertencente a VN  $v \in V$  foi mapeado em um enlace físico  $(i, j) \in E_D^P$ , 0 caso contrário.

O mapeamento de uma VN depende da topologia e das condições do SN. Cada ISP possui uma visão local do SN, sabendo somente das condições da estrutura física de seu domínio. Neste caso ao se efetuar o mapeamento em mais de um ISP, gera-se um tráfego a mais resultante da comunicação entre os ISPs envolvidos, chamado de troca de mensagens, representado pelo parâmetro:

- $\nu_{ij}^{de}$  - consiste no consumo extra de banda pelo enlace físico  $(i, j) \in E_{de}^P$  para a troca de mensagens entre os roteadores  $i$  e  $j$ , fazendo a comunicação entre os ISPs  $d, e \in D$ .

Dentre as características inerentes aos componentes de um ISP, cada roteador e cada enlace podem assumir três estados de atividade: *Idle*, quando o roteador ou enlace está inativo, neste caso não existe o consumo de energia elétrica; *stand-by*, quando o roteador ou enlace está em estado de espera para efetuar algum processamento, neste o consumo de energia elétrica é o mínimo; e *working*, quando o roteador ou enlace já estão de fato processando/transmitindo alguma informação, neste caso existe o consumo de energia em *stand-by* acrescido da energia para efetuar-se o processamento/transmissão. Assim são dados os seguintes parâmetros (aferidos em *watts*):

- $\Gamma^d$  - consumo de energia elétrica de um roteador em *stand-by* pertencente ao domínio  $d$ .
- $\gamma^d$  - consumo adicional de energia elétrica de um roteador pertencente ao domínio  $d$  a cada 1 *Mbps* de CPU processado.
- $\Delta^d$  - consumo de energia de um enlace intra-domínio em *stand-by* a cada *Km* de enlace pertencente ao domínio  $d$ . Quanto mais distante geograficamente os roteadores físicos do enlace  $(i, j) \in E_d^P$  estiverem, maior o gasto de energia.
- $\delta^d$  - consumo adicional de energia elétrica adicional de um enlace intra-domínio pertencente ao domínio  $d \in E_d^P$ , a cada 1 *Mbps* de banda consumida por *Km* de conexão;
- $\Omega^{de}$  - consumo de energia de um enlace inter-domínio em *stand-by* a cada *Km* de enlace pertencente as fronteiras dos domínios  $d, e \in D$ . Quanto mais distante geograficamente os roteadores do enlace  $(i, j) \in E_{de}^P$  estiverem, maior o custo de energia.
- $\omega^{de}$  - consumo adicional de energia elétrica adicional de um enlace inter-domínio pertencente as fronteiras dos domínios  $d, e \in D$ , a cada 1 *Mbps* de banda consumida por *Km* de conexão.

Os ISPs são constituídos por organizações empresariais que fornecem acesso a internet, onde o mesmo não é feito de forma gratuita. Cada ISP possui sua própria política de mercado para tarifação, podendo cobrar tarifas diferenciadas sobre o uso de seus recursos. Por políticas internas, cada ISP pode querer mapear toda VN em seu domínio para obter maior ganho; ou ainda mapear a VN fazendo uso de recursos acordados com um domínio adjacente, neste último caso fazendo uma cobrança diferenciada pelo uso dos recursos de um ISP concorrente. Para modelar esta tarifação alguns parâmetros são definidos, onde são tarifados em unidades monetárias \$:

- $\kappa^d$  - valor cobrado pelo ISP, pelo uso do roteador físico gerido pelo domínio  $d \in D$ , cobrado por *Mpbs* de CPU.





- $\varphi^d$  - valor cobrado pelo ISP, pelo uso de um enlace intra-domínio gerido pelo domínio  $d \in D$ , cobrado por  $Mpbs$  de Banda consumida a cada  $km$  de enlace.
- $\xi^{de}$  - valor cobrado acordado pelos ISPs envolvidos, pelo uso de um enlace físico inter-domínio, da fronteira gerido pelos domínios  $d, e \in D$ , cobrado por  $Mbps$  de banda consumida a cada  $Km$  de enlace.

O modelo multi-domínio é então sujeito as seguintes restrições:

$$\sum_{d \in D} \sum_{i \in N_{dvk}^P} z_{ki}^v \geq y^v, \quad \forall k \in N^v, \quad \forall v \in V \quad (1)$$

$$\sum_{k \in N^v} z_{ki}^v \leq 1, \quad \forall i \in N_d^P, \quad \forall d \in D, \quad \forall v \in V \quad (2)$$

$$\sum_{v \in V} \sum_{k \in N^v} c_k^v \cdot z_{ki}^v \leq \hat{C}_i, \quad \forall i \in N_d^P, \quad \forall d \in D \quad (3)$$

$$\sum_{v \in V} \sum_{(k,l) \in N^v} b_{kl}^v \cdot x_{ij}^{vkl} \leq \hat{B}_{ij}, \quad \forall (i, j) \in E_d^P, \quad \forall d \in D \quad (4)$$

$$\sum_{v \in V} \sum_{(k,l) \in N^v} (b_{kl}^v + \nu_{ij}^{de}) \cdot x_{ij}^{vkl} \leq \hat{B}_{ij}, \quad \forall (i, j) \in E_{de}^P, \quad \forall d, e \in D \quad (5)$$

$$-\sum_{(h,i) \in E_{MD}^P} x_{hi}^{vkl} + \sum_{(i,j) \in E_{MD}^P} x_{ij}^{vkl} = z_{ki}^v - z_{li}^v, \quad \forall i \in N_d^P, \quad \forall (k, l) \in E^V, \quad \forall d \in D, \quad \forall v \in V \quad (6)$$

As restrições 1 asseguram que todos os nós virtuais  $k \in N^V$  são mapeados para a VN ser aceita, enquanto as restrições 2 asseguram que todos os nós virtuais  $k \in N^V$  são mapeados em nós físicos  $i \in E_D^P$  diferentes. As restrições 3 asseguram que o mapeamento não irá extrapolar a capacidade de CPU residual  $\hat{C}_i$  de cada nó físico  $i \in N_d^P$ , similarmente as restrições 4 asseguram que o mapeamento não irá extrapolar a capacidade de banda residual  $\hat{B}_{ij}$  de cada enlace físico intra-domínio  $(i, j) \in E_d^P$ . As restrições 5 asseguram que o mapeamento não irá extrapolar a capacidade de banda residual  $\hat{B}_{ij}$  de cada enlace físico inter-domínio  $(i, j) \in E_{de}^P$ . Por fim as restrições de fluxo 6 asseguram os mapeamento dos enlaces virtuais sobre caminhos de enlaces físicos. Na formulação das funções 7,12,16 e 17 foi aplicado uma constante  $M$  de valor alto como penalidade para cada VN não atendida.

### 3.1.1. Maximizar o balanceamento de carga

A fim de maximizar o balanceamento de carga e gerar menos gargalos sobre o SN, a função objetivo pode ser moldada de maneira a distribuir melhor os mapeamentos em componentes com mais banda física residual.

$$\begin{aligned} \text{Função objetivo: } & \text{Minimizar } \sum_{v \in V} \sum_{d \in D} \sum_{k, l \in E^v} \sum_{i, j \in E_d^P} \frac{b_{kl}^v}{B_{ij}} x_{ij}^{vkl} \\ & + \sum_{v \in V} \sum_{d \in D} \sum_{e \in D} \sum_{k, l \in E^v} \sum_{i, j \in E_{de}^P} \frac{b_{kl}^v}{B_{ij}} x_{ij}^{vkl} + M \cdot \sum_{v \in V} (1 - y^v) \end{aligned} \quad (7)$$

### 3.1.2. Economia de energia elétrica

Seguindo a filosofia do gasto consciente de energia elétrica, o problema foi então formulado fazendo uso de medidas sustentáveis, tentando adequar as tecnologias de mapeamento virtual para um uso racional de energia elétrica. Neste caso os componentes desligados podem ser maximizados, deixando-os no estado *idle* para reduzir o consumo de energia. Partindo desse princípio algumas fórmulas são incluídas a fim de delinear a função objetivo.

$$PTN = \sum_{v \in V} \left( \sum_{d \in D} \sum_{i \in N_d^P} \gamma^d \cdot \sum_{k \in N^v} c_k^v \cdot z_{ki}^v + \sum_{d \in D} \sum_{i \in N_d^P} \sum_{k \in N^v} \Gamma^d \cdot z_{ki}^v \right) \quad (8)$$

$$PE^{ij^d} = \sum_{v \in V} \left( \delta^d \cdot \sum_{k, l \in E^v} b_{kl}^v \cdot d((x, y)_i, (x, y)_j) \cdot x_{ij}^{vkl} \right) \quad (9)$$

$$PFE^{ij^{de}} = \sum_{v \in V} \omega^{de} \cdot \sum_{k, l \in E^v} b_{kl}^v \cdot d((x, y)_i, (x, y)_j) \cdot x_{ij}^{vkl} \quad (10)$$



$$\begin{aligned}
 PTE = & \sum_{d \in D} \sum_{i,j \in E^{Pd}} PE^{ij^d} + \sum_{d \in D} \sum_{i,j \in E_d^P} \sum_{k,l \in E^v} \Delta^d \cdot d((x,y)_i, (x,y)_j) \cdot x_{ij}^{vkl} \\
 & + \sum_{v \in V} \sum_{d \in D} \sum_{e \in D} \sum_{i,j \in E^{Pde}} PFE^{ij^{de}} \\
 & + \sum_{v \in V} \sum_{d \in D} \sum_{e \in D} \sum_{i,j \in E_{de}^P} \sum_{k,l \in E^v} \Omega^{de} \cdot d((x,y)_i, (x,y)_j) \cdot x_{ij}^{vkl},
 \end{aligned} \quad (11)$$

$$\text{Função objetivo: } \textit{Minimizar} \quad PTE + PTN + M \cdot \sum_{v \in V} (1 - y^v) \quad (12)$$

A equação 8 retorna o consumo de energia de todos os roteadores físicos, a equação 9 retorna o consumo de energia do enlace físico intra-domínio  $(i, j) \in E_d^P$ , a equação 10 retorna o consumo de energia do enlace físico inter-domínio  $(i, j) \in E_{de}^P$  com fronteira entre os domínios  $d, e \in D$ . A equação 11 retorna o consumo de energia de todos os enlaces físicos. A função objetivo desta modelagem é minimizar o número de componentes ativos e utilizar os que consomem menos energia, podendo então ser representada na função 12.

### 3.1.3. Minimizar o custo de mapeamento

Usar princípios de gasto consciente de energia elétrica para se formular o VNE não propriamente é usar o mapeamento que gera menos ônus para o cliente que contrata a infraestrutura. Neste caso diferentes ISPs podem aplicar diferentes tarifas de uso de roteadores e enlaces físicos, e ainda podem gerar uma tarifação diferenciada se o mapeamento fizer o uso de um enlace que o liga a outro domínio de um ISP diferente. O VNE pode então ter sua função objetivo definida a fim de gerar um menor impacto financeiro aos contratantes, para tal, algumas equações são definidas.

$$CN = \sum_{v \in V} \sum_{d \in D} \sum_{i \in N_d^P} \kappa^d \cdot \sum_{k \in N^v} c_k^v \cdot z_{ki}^v \quad (13)$$

$$CEI = \sum_{v \in V} \sum_{d \in D} \varphi^d \sum_{i,j \in E_d^P} \cdot \sum_{k,l \in E^v} b_{kl}^v \cdot d((x,y)_i, (x,y)_j) \cdot x_{ij}^{vkl} \quad (14)$$

$$CEF = \sum_{v \in V} \sum_{d \in D} \sum_{e \in D} \xi^{de} \sum_{i,j \in E_{de}^P} \cdot \sum_{k,l \in E^v} b_{kl}^v \cdot d((x,y)_i, (x,y)_j) \cdot x_{ij}^{vkl} \quad (15)$$

$$\text{Função objetivo: } \textit{Minimizar} \quad CN + CEI + CEF + M \cdot \sum_{v \in V} (1 - y^v) \quad (16)$$

A equação 13 retorna o valor cobrado pelos ISPs para o o mapeamento dos nós virtuais  $k \in N^v$ , a equação 14 retorna o valor cobrado pelos ISPs, para o mapeamento dos enlaces virtuais  $(k, l) \in E^v$  intra-domínio; por outro lado a equação 15 retorna o valor cobrado pelos ISPs, para o mapeamento dos enlaces virtuais inter-domínio  $(k, l) \in E^v$  mapeados sobre a fronteira  $d, e \in D$ . Neste caso a função objetivo pode ser definida como mostrado na função 16.

### 3.1.4. Minimizar a comunicação entre domínios

A troca de mensagens entre os domínios diferentes  $d, e \in D$  pode acarretar em gargalos no SN devido ao uso extra de banda para a comunicação entre os domínios adjacentes. Tal aspecto pode em certos momentos afetar o desempenho dos mapeamentos. Outro fator é que cada domínio procura lucrar o máximo possível, tentando resolver todo o mapeamento dentro de seus limites, neste caso eles cobram uma tarifa diferenciada pelo uso dos enlaces de fronteira.

O VNE pode então ter sua função moldada a fim de minimizar a comunicação entre domínios, onde a função objetivo pode ser definida como:

$$\begin{aligned}
 \text{Função objetivo: } \textit{Minimizar} \quad & \sum_{v \in V} \sum_{d \in D} \sum_{e \in D} \sum_{i,j \in E_{de}^P} \sum_{k,l \in E^v} (v_{ij}^{de} + b_{kl}^v) \cdot x_{ij}^{vkl} \\
 & + M \cdot \sum_{v \in V} (1 - y^v)
 \end{aligned} \quad (17)$$

## 4. Experimentos Computacionais

Nesta seção são mostrados os resultados computacionais obtidos através das modelagens propostas. Os testes foram realizados em um computador Intel Core i5 3ª geração, com 8GB de RAM DDR3, utilizando o sistema operacional Ubuntu 14.04.2 LTS. O simulador usado nos testes foi implementado em C++ e os modelos através da API do *software* IBM ILOG CPLEX V12.6.3.



#### 4.1. Cenário de Simulação

As simulações consideram 50.000 unidades de tempo ( $t$ ) nas operações do sistema. O *dataset* das VNs utilizadas<sup>1</sup> é constituído de requisições que chegam seguindo uma distribuição Poisson com uma taxa de 4 a cada 100 $t$  para a instância de maior porte. Para a instância de menor porte, a taxa é de 5 cada 1.000 $t$ . Cada  $v \in V$  tem um tempo de vida com distribuição exponencial de  $\mu = 1.000t$ . A cardinalidade  $|N^V|$  de cada VN é dada aleatoriamente entre 2 e 10 por distribuição uniforme e o grau médio de conectividade de 0.1, onde nunca são geradas VNs desconexas. Os parâmetros  $c_k^v, \forall k \in N^V$  e  $b_{kl}^v, \forall (k, l) \in E^V$ , são dados por distribuição uniforme entre 0 e 20 e entre 0 e 50, respectivamente. Cada  $(x, y)_k, \forall k \in N^V$  possui coordenadas geradas aleatoriamente em um *grid* ( $50 \times 50$ ). Cada  $G_d^P \in G_{MD}^P$  possui  $|N^d| = 25$ , com um grau de conectividade entre os enlaces de 0.15. Os parâmetros  $C_i, \forall i \in N_d^P$  seguem a distribuição uniforme entre 50 e 100 e os parâmetros  $B_{ij}, \forall (i, j) \in E_d^P$  entre 50 e 100. Similarmente cada  $(x, y)_i, \forall i \in N_d^P$  possui coordenadas geradas aleatoriamente em um *grid* ( $50 \times 50$ ). Foi adotado um número de domínios  $|D| = 4$ , 250 VNs no cenário de menor porte e 2000 VNs no de maior porte. A probabilidade de existir comunicação entre um par de domínios é 0.3. Caso exista a comunicação ela é feita por enlaces aleatórios seguindo uma distribuição uniforme entre 2 e 5. Os parâmetros adotados intra-domínio são dados pela tabela 1 e os inter-domínios pela tabela 2.

Tabela 1: Tabela de parâmetros intra-domínio praticados pelos ISPs

$G_d^P$	$\Gamma^d$	$\gamma^d$	$\Delta^d$	$\delta^d$	$\kappa^d$	$\varphi^d$
$G_1^P$	0.1	1	0.1	1	1	1
$G_2^P$	0.12	1.2	0.13	1.2	1	0.9
$G_3^P$	0.08	0.8	0.08	0.8	1.6	1.6
$G_4^P$	0.14	1.4	0.15	1.6	0.6	0.6

Tabela 2: Tabela de parâmetros inter-domínio acordados pelos ISPs

$E_{de}^P$	$\nu^{de}$	$\Omega^{de}$	$\omega^{de}$	$\xi^{de}$
$E_{1,2}^P$	0.72	0.13	1.2	8
$E_{1,3}^P$	0.75	0.1	0.92	4
$E_{2,3}^P$	0.75	0.11	0.9	3
$E_{2,4}^P$	0.71	0.13	1.1	4
$E_{3,4}^P$	0.75	0.1	0.91	3

#### 4.2. Análise de Desempenho

O testes realizados e apresentados nesta seção seguem as restrições apresentadas na modelagem (equações 1 a 6) e variam quanto a sua função objetivo, onde:  $FO_1$ , prioriza o balanceamento de carga (equação 7);  $FO_2$ , prioriza a economia no consumo de energia (equação 12);  $FO_3$ , prioriza a economia no custo de mapeamento (equação 16); e  $FO_4$ , prioriza a redução de troca de mensagens entre os domínios (equação 17). Os testes foram executados com uma execução do CPLEX até a iteração ótima para cada mapeamento de VN por vez. Os gráficos mostrados nas figuras 2(a) a 2(d) mostram respectivamente a taxa de aceitação ao final da simulação, o consumo de energia total ao final da simulação, o custo final cobrados por todos os domínios para o mapeamento das VNs e o número de *MB* trocados entre os domínios ao final da simulação.

<sup>1</sup><http://www.mosharaf.com/ViNE-Yard.tar.gz/>



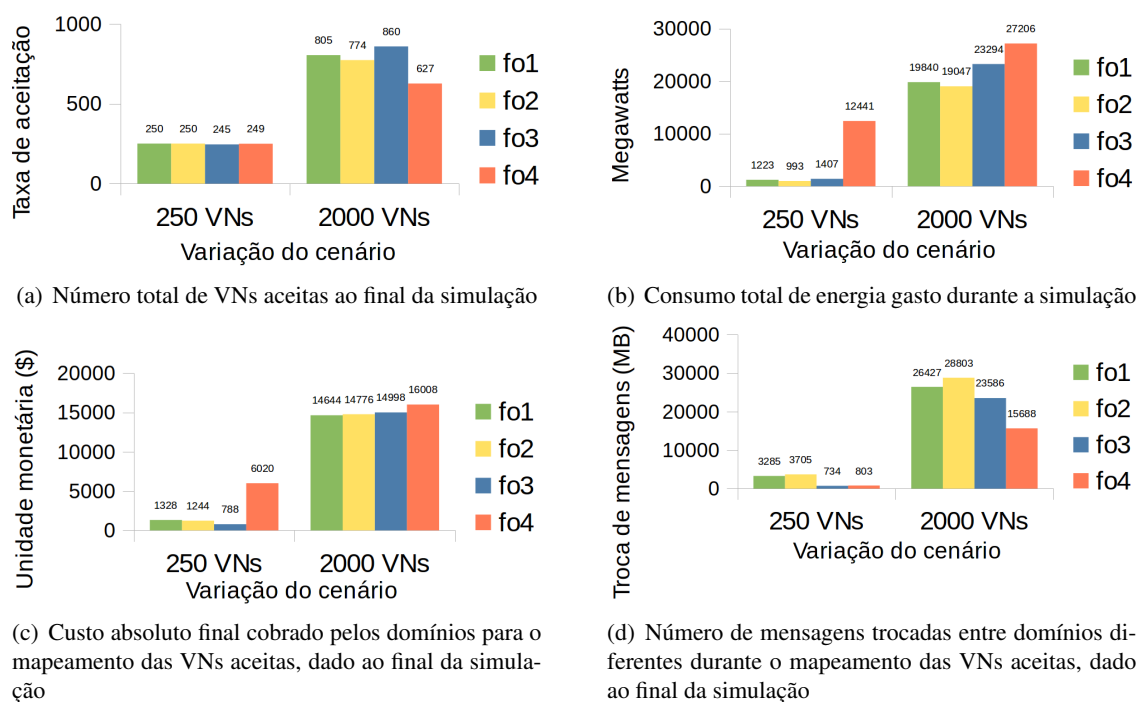


Figura 2: Cenários de simulação

Em cenários de menor porte, a variação das  $FOs$  não apresenta diferenças significativas em relação ao número absoluto de aceitações (figura 2(a)), este fato se dá por ser um cenário com muitas folgas no  $SN$  para mapeamentos. Tal efeito não se repete em cenários de maior porte, que por possuir alta taxa de VNs entrantes tende a ter menos folgas e espaço para otimização, ocasionando em um maior número de rejeições. Percebe-se que em cenários mais densos como o de maior porte a escolha da  $FO$  é fundamental principalmente se queremos maximizar a taxa de aceitação (figura 2(a)). Neste caso, a  $FO_4$  possui um desempenho ruim, pois se preocupa em minimizar a comunicação inter-domínio o que concentra os mapeamentos internamente a cada domínio.

Quando a métrica avaliada é a energia total usada (figura 2(b)), percebe-se que cada  $FO$  impacta na quantidade de energia despendida de forma diferente. Neste caso, a  $FO_3$  e  $FO_4$  não apresentam um bom desempenho. A  $FO_4$  mesmo mapeando menos unidades que todas as outras  $FOs$  (figura 2(a)), acaba consumindo mais energia, tal fato se dá por sua formulação minimizar o *overhead* e deixar de lado o consumo energético. A  $FO_2$  cumpre seu objetivo de minimizar o gasto energético, tendo o melhor desempenho nesse quesito (figura 2(b)), mas em contrapartida gera uma aceitação final menor (figura 2(a)) e gera mais comunicação entre domínios (figura 2(d)).

Abordando o custo financeiro final (figura 2(c)), a  $FO_1$  possui um desempenho ruim no cenário de menor porte, uma vez que o balanceamento de carga aplicado não efetua os mapeamentos necessariamente nos componentes mais baratos. Neste ponto a  $FO_3$  é superior pois visa utilizar os componentes físicos que o domínio mais barato oferece. Vale ressaltar que no cenário de maior porte a  $FO_3$  aparenta um custo absoluto ligeiramente maior, mas deve-se salientar que ela também mapeia mais VNs (figura 2(a)) que as outras modelagens, o que implica em um custo de mapeamento menor. A  $FO_4$  foi a que obteve pior desempenho neste aspecto, pelo fato de se preocupar em não utilizar os enlaces de fronteira, e assim acaba usando componentes com custo elevado para evitar rejeições.

Visando minimizar a troca de mensagens entre domínios diferentes (figura 2(d)), quanto mais *bytes* forem transmitidos entre eles, maior a chance de atrasos de mapeamentos e consumo excessivo de banda. Neste caso, percebe-se que a  $FO_4$  possui um desempenho superior a todas as outras  $FOs$  testadas, mas em contra partida têm uma taxa de mapeamento mais baixa (figura 2 (a)). Este fato se deve à  $FO_4$  minimizar o tráfego de dados entre domínios e não se preocupar com o ba-



lançamento de carga. A  $FO_3$  por minimizar o custo monetário acaba resultando por consequência na minimização da comunicação inter-domínios. Este fato ocorre pelas políticas adotadas, onde a comunicação entre domínios diferentes é desestimulada por um custo financeiro alto.

Os resultados apresentados nas figuras 3 a 7 são recortes do estado do simulador em janelas de tempo a cada  $1000t$ , em um período de  $10000t$  a  $40000t$ . No eixo  $x$  são mostrados os tempos e no eixo  $y$  as métricas adotadas.

Observando o percentual de aceitação no cenário de menor porte (figura 3(a)), a aceitação é constante e alta para todas as  $FOs$ , devido ao baixo número de VNs entrantes. O cenário de maior porte já resulta um número alto de rejeição (figura 3(b)). Assim, as  $FOs$  apresentam comportamentos diferentes, sendo que a  $FO_1$ , que prioriza o balanceamento de carga, gera um melhor desempenho inicial, devido à maior distribuição das requisições no  $SN$ .

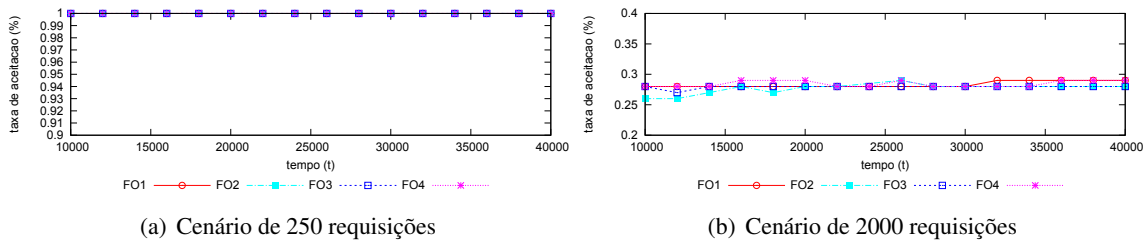


Figura 3: Taxa de aceitação de requisições.

As figuras 4(a) e 4(b) retratam o consumo de energia dispendido para o mapeamento das VNs. Desse modo a  $FO_2$ , que foi desenvolvida a fim de minimizar o consumo energético, possui um bom comportamento neste quesito, conseguindo manter uma aceitação final relativamente alta próxima as outras  $FOs$  (figura 2(a)) e mesmo assim reduzir o consumo de energia significativamente (figura 4). Refletindo os resultados já mostrados na figura 2 (b) a  $FO_4$  possui um consumo de energia alto. Em cenários de maior porte, como na figura 4(b) a economia de energia não é tão aparente, em função do  $SN$  estar com alta utilização (estressado), como pode ser percebido nas figuras 7(a) e 7(b). Como consequência do alto nível de uso dos enlaces o consumo de energia paralelamente se eleva.

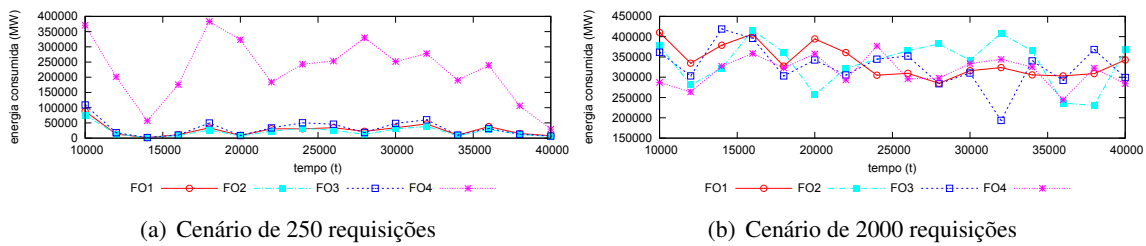


Figura 4: Taxa de utilização de energia de nós e enlaces do substrato físico.

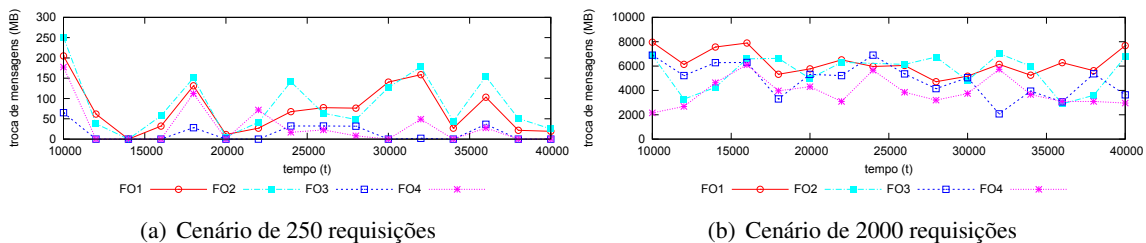


Figura 5: Número de megabyte trocados entre domínios diferentes.

Em relação à troca de mensagens entre os domínios adjacentes, mostrados na figura 5(a) e 5(b), a  $FO_4$  conseguiu reduzir significativamente o *overhead* resultante da comunicação inter-domínios. No cenário de menor porte a  $FO_4$  conseguiu manter a mesma aceitação final das demais  $FOs$  (figura 2 (a)) com uma baixa troca de mensagens (figura 5 (a)). No cenário de grande porte, figura 5(b), a  $FO_4$  têm um desempenho um pouco inferior quanto a aceitação final (figura 2(a)),



mas mesmo assim consegue reduzir consideravelmente a troca de mensagens entre os domínios. Ao contrário das demais  $FO_s$ , a  $FO_4$  tenta resolver os mapeamentos internamente em cada domínio, somente transitando entre domínios em casos de um custo muito elevado de mapeamento interno ou de inviabilidade de mapeamento dentro de um só domínio.

Observando o custo financeiro gerado nas figuras 6(a) e 6(b), percebe-se que em ambos cenários a  $FO_3$  conseguiu reduzir os custos de mapeamento, ao contrário das demais  $FO_s$  que não levam em conta esse fator. A  $FO_1$  é benéfica para os ISPs pois tende a aumentar a taxa de mapeamento e distribuir melhor uso dos recursos, em contrapartida a  $FO_3$  é mais benéfica aos clientes, pois possui um custo de mapeamento mais baixo. Neste caso deve-se observar que devido a estratégias de mercados diferentes, domínios concorrentes podem praticar diferentes preços se posicionando de maneiras díspares no mercado, o que pode gerar grandes alterações no custo de mapeamento de cada VN.

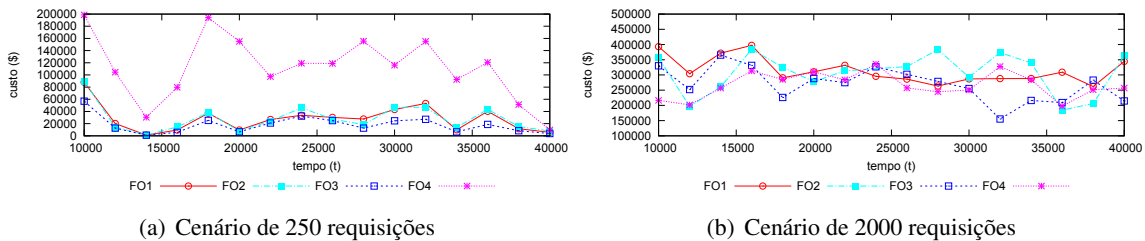


Figura 6: Custo dispendido pelo contratante para mapear as requisições sobre o SN.

Ao se analisar o uso dos enlaces, nas figuras 7(a) e 7(b), percebe-se que no cenário de menor porte o *stress* dos enlaces é baixo em todas  $FO_s$  exceto para a  $FO_4$ , que por minimizar a comunicação inter-domínio acaba concentrando o mapeamento em grupos de componentes específicos e deixando outros sem uso. No cenário de grande porte, a taxa de rejeição (figura 3(b)) e o nível de *stress* dos enlaces (figura 7(b)) sobem consideravelmente, indicando que existe uma correlação com a baixa taxa de aceitação final mostrada na figura 2(a). A  $FO_1$ , que prioriza o balanceamento de carga, mostra um menor nível de *stress* nos componentes do SN. A  $FO_2$ , que minimiza o consumo de energia tende a ter também uma taxa de *stress* alta, justamente por acumular os mapeamentos nos dispositivos já ligados.

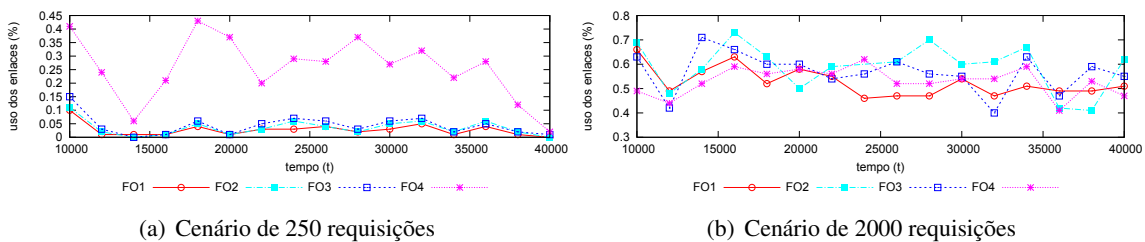


Figura 7: Taxa de utilização média de enlaces do substrato físico.

## 5. Conclusão

A virtualização de redes possui grande importância para o futuro da internet, sendo fundamental o estudo e aprimoramento das teorias e técnicas existentes para a adequação à realidade ambiental e social que o mundo vive. Percebe-se que existem muitos desafios a serem superados como o de prover conexões de redes rápidas, estáveis, de custo baixo e energeticamente sustentáveis.

Os experimentos computacionais realizados mostraram que as modelagens possuem um bom comportamento em caráter de simulação, conseguindo alcançar bons resultados, principalmente quanto à economia de recursos financeiros e energéticos. Não se pode afirmar qual modelagem é melhor, mas é possível analisar qual seria mais indicada em função do cenário e objetivo da aplicação. Por ser um estudo ímpar, torna-se de grande importância para referências teóricas futuras.

Por se tratar de um problema pertencente a classe NP-difícil sua abordagem por meio de técnicas exatas torna-se inviável computacionalmente. Na prática o VNE deve ser resolvido



em frações de segundos, pois uma conexão de internet não pode esperar muito tempo para ser efetivada. Por esses fatores em trabalhos futuros pretende-se desenvolver algoritmos heurísticos para o problema aplicado em outras variações de cenários.

### Agradecimentos

Os autores agradecem ao CNPq (446350/2014-1), à FAPEMIG (PIBIC/FAPEMIG/UFSJ), e a UFMG pelo apoio no desenvolvimento deste trabalho.

### Referências

- Addis, B., Capone, A., Carello, G., Gianoli, L. G., e Sansò, B. (2015). Energy management in communication networks: a journey through modelling and optimization glasses. *ArXiv*.
- Araujo, S. M. A., Guidoni, D. L., e Souza, F. S. H. (2015). A metaheuristic approach for the virtual network embedding problem. *IEEE Computer Society*, p. 68–75.
- Araujo, S. M. A. e Souza, F. S. H. (2016). Estratégias de reconfiguração no mapeamento de redes virtuais. *Anais do XLVIII SBPO*.
- Chang, X., Wang, B., Liu, J., Wang, W., e Muppala, J. (2013). Energy-aware node and link re-configuration for virtualized network environments. *Proceedings of the 15th annual conference companion on Genetic and evolutionary computation*, p. 1553–1560.
- Chowdhury, M., Rahman, M. R., e Boutaba, R. (2012). Vineyard: Virtual network embedding algorithms with coordinated node and link mapping. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, p. 206–219.
- Davalos, E., Aceval, C., Franco, V., e Bará, B. (2015). Multi-objective approach for virtual network embedding. *XLI Latin American Computing Conference (CLEI)*.
- Fischer, A., Botero, J. F., Beck, M. T., e de Meer, H. (2013). Virtual network embedding: A survey. *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, p. 71–97.
- Ghazisaeedi, E. e Huang, C. C. (2015). Energy-aware node and link reconfiguration for virtualized network environments. *Computer Networks*, p. 460–479.
- Group, T. C. (2008). Mart 2020: Enabling the low carbon economy in the information age.
- Guan, X., Choi, B. Y., e Song, S. (2015). Energy efficient virtual network embedding for green data centers using data center topology and future migration. *Computer Communications*, 1:50 – 59.
- Houidi, I., Louati, W., e Zeghlache, D. (2008). A distributed and autonomic virtual network mapping framework. *In ICAS '08*, p. 241–247.
- Nonde, L., El-Gorashi, T. E. H., e Elmirghani, J. M. H. (2015). Energy efficient virtual network embedding for cloud networks. *Journal of Lightwave Technology*, 33(9):1828–1849. ISSN 0733-8724.
- Samuel, F., Chowdhury, M., e Boutaba, R. (2013). Polyvine: policy-based virtual network embedding across multiple domains. *Journal of Internet Services and Applications*. URL <http://www.jisajournal.com/content/4/1/6>.
- Sun, G., Yu, H., Anand, V., e Li, L. (2013). A cost efficient framework and algorithm for embedding dynamic virtual network requests. *Future Gener. Comput. Syst.*, 29(5):1265–1277. ISSN 0167-739X. URL <http://dx.doi.org/10.1016/j.future.2012.08.002>.
- Zhu, Y. e Ammar, M. (2006). Algorithms for assigning substrate network resources to virtual network components. *INFOCOM 2006. 25th IEEE International Conference on Computer Communications*, p. 1–12.