

INSTITUTO DE COMPUTAÇÃO – UNICAMP

VIRTUALIZAÇÃO DE REDES

RELATÓRIO PROJETO FINAL DE
GRADUAÇÃO

Aluno: Álvaro Pérez Borque – RA 152706
Orientador: Prof. Luiz Fernando Bittencourt

Dezembro, 2013

Conteúdo

1. Introdução.....	2
2. Conceitos básicos de redes de computadores.....	4
3. Virtualização de redes.....	5
3.1 Modelo de negócio	5
3.2 Arquitetura.....	6
3.3 Objetivos de desenho.....	8
3.4 Desafios a pesquisar.....	10
4. “Green computing”	13
5. Modelos de consumo de energia.....	15
5.1 Modelo de consumo de energia dos computadores	16
5.2 Modelo de energia das redes.....	18
5.2.1 Modelo A.....	18
5.2.2 Modelo B.....	19
6. Alocação de redes virtuais	20
6.1 Estrutura geral do algoritmo.....	20
6.2 Algoritmo Lowest Weighted Path	22
6.3 Algoritmo Maximum Available Bandwidth	23
6.4 Algoritmo Bandwidth-Feasibility.....	23
6.5 Comparação entre os algoritmos.....	26
6.6 Possível uso do modelo de consumo de energia	28
7. Resultados Práticos	29
7.1 Calculo do fator k	29
7.2 Possíveis considerações	35
7.2.1 Modelo A : Largura de banda alocada	35
7.2.2 Modelo B: Largura de banda total	39
8. Conclusão	43
9. Referências.....	45

1. Introdução

Na atualidade, a Internet é o principal meio de comunicação ao nível mundial, tendo sofrido uma grande expansão durante os últimos anos. Esta expansão parece que não vai parar em um futuro próximo, já que cada vez aparecem mais e mais possíveis aplicações para ela. Este contínuo crescimento de utilidades e, por consequência, do volume do tráfego de dados enviados pela Internet, provoca que as redes de computadores tenham que estar em constante desenvolvimento e evolução.

A Internet é um utensílio básico para a atividade produtiva da maioria das companhias em todo o mundo. Em consequência, o correto funcionamento das redes é fundamental em aspectos econômicos. Um dos principais problemas da Internet atual é que não há nenhuma garantia da Qualidade de Serviço (em inglês, Quality of Service ou QoS). O protocolo IP (em inglês Internet Protocol) foi desenhado para oferecer um serviço “best effort”, isto é, todos os usuários recebem o melhor serviço possível em função das condições da rede. As infraestruturas oferecidas pelos provedores são limitadas e compartilhadas por muitos usuários, o que deriva em redes congestionadas sem largura de banda suficiente para todos os clientes. Diante disso, há duas soluções possíveis, Serviços Integrados (em inglês Integrated services ou IntServ) e Serviços Diferenciados (em inglês Differentiated Services ou DiffServ).

Os Serviços Integrados têm como base a reserva prévia de recursos ponto a ponto, mas não é quase empregado porque possui problemas de escalabilidade, ou seja, não é uma solução ótima para redes de tamanho grande já que cada roteador do caminho precisa armazenar informação sobre a reserva de recursos solicitada pelo usuário.

Os Serviços Diferenciados propõem uma priorização do tráfego em função da classe de pacotes enviados pelo usuário. Os provedores da infraestrutura da Internet estabelecem acordos com seus clientes sobre os parâmetros de qualidade que a rede oferecida deve cumprir para cada classe de tráfego enviado pelo usuário (em inglês, Service Level Agreements ou SLA).

Apesar de existirem estas duas soluções a Internet não garante totalmente a QoS e por isso aparece a ideia da Internet do futuro.

Uma das tecnologias mais importantes nessa nova ideia da Internet do futuro é a Virtualização de Redes [3] [4] (em inglês Network Virtualization ou NV). O conceito principal dessa tecnologia é a possibilidade de desenvolver diferentes arquiteturas de rede sobre uma mesma infraestrutura física. Por isto, propõe dividir a responsabilidade do Provedor de Serviço de Internet (em inglês Internet Service Provider ou ISP) tradicional em dois novos “personagens”: os Provedores da Infraestrutura (em inglês Infrastructure Providers ou InPs) que encarrega-se da infraestrutura física e o Provedor de Serviço (em inglês Service Provider ou SP) que cria redes virtuais empregando os recursos de vários provedores de infraestrutura e oferece serviços ponto a ponto da rede.

Com a nova tecnologia de virtualização de redes resulta-se em uma maior flexibilidade e dinamismo á Internet e se permite oferecer serviços mais personalizados a cada usuário.

Outra das novas ideias que se contemplam para a Internet do futuro é maximizar a eficiência energética para assim minimizar o consumo nas redes de computadores. Desde sua criação, a Internet não parou de crescer até chegar a ser atualmente uma rede universal. Isto, unido ás previsões de que sua expansão não vai reduzir-se no futuro próximo, tem como consequência que conseguir redes de computadores com um leve consumo energético seja cada vez mais importante. Esta corrente de pensamento e investigação é conhecida como “green computing” ou “green networks” [6].

Neste trabalho se vai tratar ambas as ideias: virtualização de redes e sua minimização do consumo energético (“green networks”). Dentro da virtualização de redes, se estudará também sua alocação mediante diferentes algoritmos [1] [2]. Da mesma forma, se estudará diferentes modelos de consumo de energia nas redes de computadores [5] [7].

2. Conceitos básicos de redes de computadores

Uma rede de computadores é um conjunto de equipamentos de informática e software conectados entre eles por meio de dispositivos físicos que emitem e recebem impulsos elétricos, ondas eletromagnéticas ou qualquer outro meio para o transporte de dados, com o fim de compartilhar informação, recursos ou oferecer serviços.

Estas redes podem ser classificadas segundo seu tamanho em:

- Redes LAN (“Local Area Network”): Aquelas redes limitadas a um prédio ou poucos quilômetros.
- Redes MAN (“Metropolitan Area Network”): Redes de alta velocidade que cobrem um área geográfica extensa.
- Redes WAN (“Wide Area Network”): Aquelas redes que se estendem por um país ou um continente.

Estas redes são formadas por um conjunto de elementos:

- Hosts: Elementos finais da rede. São quem inicia e finaliza a transferência de informação. Estão conectadas à rede para oferecer e receber serviços dela.
- Hub: Elemento empregado para a interconexão de equipamentos. Não possui nenhum tipo de inteligência. Unicamente, quando recebe um sinal por uma de suas portas, ele reenvia esse sinal para o resto das portas.
- Switch: Dispositivo digital lógico que interconecta dois ou mais segmentos de rede. Trabalha no nível de enlace de dados do modelo OSI. Dirige o tráfego de um segmento a outro da rede segundo o endereço MAC de destino do pacote.
- Roteador: Elemento que proporciona conectividade ao nível de rede dentro do modelo OSI. Envia e encaminha pacotes de dados de uma rede IP a outra.

Cada máquina que trabalha no nível de rede possui um endereço IP para identificar ela inequivocamente dentro da rede. Também tem que ter um endereço MAC para poder ser identificada no nível de enlace de dados.

Cada rede IP é formada por um conjunto de endereços IP. O tamanho da rede é delimitado pela máscara de subrede. Isto é, um conjunto de bits que delimita o âmbito de uma rede de computadores. Desta forma, o computador conhece se deve enviar os dados dentro ou fora de sua rede.

Atualmente a rede de computadores mais importante é a Internet, também conhecida como rede de redes. A Internet cada vez engloba mais serviços, restando importância a algumas redes de telecomunicação mais antigas como a rede telefônica, e está em contínua expansão.

3. Virtualização de redes

A grande popularidade e sua contínua expansão são os principais obstáculos para a evolução e atualização da Internet. Nos últimos anos o conceito de virtualização de redes tem ganhado muito importância no debate de como deve ser o próximo modelo da Internet.

A virtualização de redes permite a existência de numerosos ambientes de rede diferentes sobre a mesma infraestrutura física, e portanto, outorga uma grande flexibilidade para a personalização das topologias e recursos virtuais das redes criadas sobre a estrutura física .

3.1 Modelo de negócio

Como já se descreveu na introdução, a virtualização de redes faz com que se divida as tarefas e responsabilidades do Provedor de Serviços da Internet (ISP) entre os Provedores de Infraestrutura (InPs) e os Provedores de Serviço (SPs).

Os InPs são os encarregados de implementar e administrar a rede física, e oferecem os recursos físicos mediante interfaces programáveis para os SPs. Cada InP tenta distinguir-se com a qualidade dos recursos oferecidos, a liberdade que eles deixam a seus clientes (SPs) e as ferramentas para trabalhar com os recursos oferecidos.

Os SPs contratam os recursos oferecidos por vários InPs e criam redes virtuais mediante a alocação desses recursos para oferecer serviços ponto a ponto ao

usuário final. Além disso, também podem dividir seus recursos e criar outra rede que é oferecida a outro SP. Estas redes, em inglês, são chamadas “child networks”.

Esta divisão permite oferecer um serviço personalizado ao usuário e criar para ele uma topologia de rede especial que se ajuste a seus requisitos. Esta tecnologia oferece ao usuário a possibilidade de estar conectado a várias redes virtuais de diferentes SPs, cada uma delas para um serviço específico.

3.2 Arquitetura

Uma rede virtual é composta por uma série de nodos virtuais unidos por enlaces virtuais. Cada uma destas redes está formada por um subconjunto dos recursos da rede física. Cada nodo virtual está alocado em um nodo físico e cada enlace virtual se estende por um caminho dentro da topologia física da rede e consome parte dos recursos da rede ao longo desse caminho.

Cada VN é dirigida por só um SP a despeito de que seja formada agregando os recursos físicos providos por vários InPs. Cada SP pode escolher utilizar uma classe de pacotes, protocolos de envio, encaminhamento e controle em sua rede virtual.

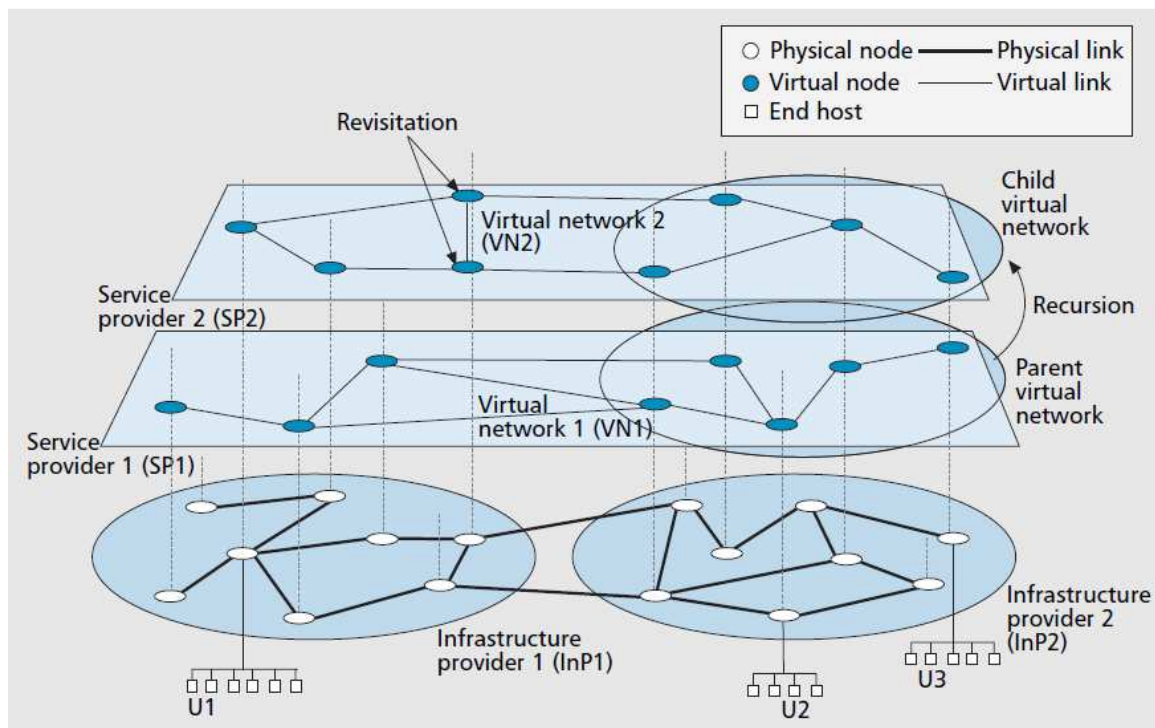


Figura 1 – Exemplo de redes virtuais criadas sobre topologia física [3]

No exemplo apresentado na figura 1, se apresentam duas redes virtuais, VN1 e VN2 criadas por dois SPs diferentes, SP1 e SP2 respectivamente. A rede virtual VN1 é criada agregando os recursos físicos de dois InPs diferentes, InP1 e InP2.

Ao mesmo tempo, a rede virtual número 2, VN2, tem estrutura construída sobre a estrutura física oferecida pelo InP1 e sobre parte da estrutura da rede virtual 1, ou seja, sobre uma “child network” do SP1. VN1 tem como usuário final ao U2 e U3, enquanto VN2 tem ao U1 e U3.

Como se mostra no exemplo com U3, um mesmo usuário pode se conectar a várias VNs, cada uma delas oferecendo um serviço diferente.

A virtualização de redes defende um conjunto de princípios para a arquitetura da Internet do futuro:

- **Coexistência:** Várias redes virtuais desenvolvidas por diferentes SPs podem existir ao mesmo tempo sobre recursos físicos providos por um ou vários InPs.
- **Recursividade ou aninhado:** Acontece quando uma VN é criada sobre outra VN, ou seja, quando um SP atua como um InP virtual para outro SP. Este último cria sua rede virtual baseada nos recursos oferecidos pelo primeiro SP. Em inglês, isto é chamado de “child network”. No exemplo da figura 1, isto acontece com SP1 e SP2.
- **Herança:** As conhecidas como “child networks”, redes virtuais criadas a partir de outras redes virtuais, herdam da rede origem suas características, mas também suas limitações. Isto permite a um SP adicionar valor à rede antes de oferecê-la ao outro SP para criar outra rede a partir dela.
- **Revisitação:** Permite que um nodo físico possa amparar vários nodos virtuais de uma mesma VN, empregando para isso, vários roteadores lógicos. Desta forma se pode reorganizar melhor a topologia, facilitar o controle da rede ou implantar redes “testbed” (redes isoladas da estrutura

principal empregadas para fazer provas sem alterar o funcionamento general da rede). No exemplo, isso acontece na VN2.

3.3 Objetivos de desenho

Os critérios que se devem cumprir para realizar uma correta virtualização de redes são os seguintes:

- **Flexibilidade e heterogeneidade:**

A virtualização de redes deve permitir que cada SP possa implementar uma topologia de rede, protocolos de encaminhamento, envio, controle e administração arbitrários, independentemente dos protocolos empregados na rede física e nas outras redes virtuais coexistentes. Isso supõe uma vantagem frente à Internet atual, na qual deve haver um consenso entre todos os ISPs (Internet Service Providers) a respeito dos protocolos a empregar.

Quanto mais abaixo dentro dos níveis do modelo OSI é introduzida a virtualização, maior é a flexibilidade e heterogeneidade, já que se reduz a dependência com outras tecnologias presentes nos níveis inferiores.

- **Administração:**

A virtualização das redes facilita o jeito de dirigir e administrar já que com ela se consegue repartir as responsabilidades entre os InPs e os SPs, tendo estes últimos o controle total ponto a ponto da VN. Além disso, se introduz controle em cada nível do modelo OSI.

- **Escalabilidade:**

Devido à coexistência de múltiplas redes virtuais sobre a mesma infraestrutura física, é importante que os InPs escalem seus recursos para permitir que as redes virtuais criadas tenham um funcionamento correto.

- **Isolamento:**

A independência entre as redes virtuais coexistentes é muito importante para garantir a segurança, privacidade e tolerância frente a erros. O

isolamento permite que os erros que aconteçam em uma rede virtual não se propaguem às outras que coexistem com ela.

- **Programação:**

Permitir a programação é indispensável, para garantir os objetivos de flexibilidade e facilidade de administração. Com ela, os SPs podem conseguir desenvolver protocolos personalizados para o controle e administração da rede. Esta programação deve ser simples e efetiva, mas ao mesmo tempo deve ser segura.

- **Estabilidade e Convergência:**

Além do isolamento entre as redes virtuais coexistentes, a virtualização de redes também deve garantir a estabilidade delas frente a um possível erro ou instabilidade na rede física. Se acontecesse um problema no InP, todas as redes criadas sobre ele podem errar, mas a virtualização deve garantir que essas redes virtuais voltarão a um estado estável e seguro.

- **Facilidade de desenvolvimento e experimentação:**

Outra das razões que fizeram que a virtualização de redes seja uma alternativa importante no futuro da Internet , foi a necessidade de criar redes “testbed” confiáveis e isoladas que reproduziram boas condições experimentais, já que as redes “testbed” daquele momento não garantiam essas condições.

A virtualização de redes é um bom banco de provas para desenvolver futuras tecnologias e soluções comerciais.

- **Retro compatibilidade:**

Procurar a compatibilidade com as tecnologias já desenhadas e empregadas sempre foi um tema muito importante no momento de desenvolver uma nova tecnologia.

Há projetos dentro da virtualização de redes que procuram um cambio total, rompendo com as tecnologias empregadas até este momento e oferecendo uma liberdade muito grande. O problema desta ruptura radical é sua viabilidade econômica. Por isto, podemos falar que essa ideia é praticamente irrealizável.

Portanto, a Internet atual deve ser integrada na próxima ideia da Internet do futuro. Conceitualmente é fácil, a Internet atual pode ser entendida como outra rede virtual mais dentro do conjunto de redes que formaram a

Internet do futuro. Por outro lado, na prática, isto supõe um desafio que precisa ainda de uma boa solução.

3.4 Desafios a pesquisar

Atualmente os trabalhos na virtualização de redes são centrados na resolução de alguns problemas concretos da Internet atual e não em criar um ambiente de redes virtuais completo. Portanto, ainda tem muitos temas relativos á virtualização de redes pendentes de ser solvidos:

- **Interfaces:**

Os InPs precisam oferecer boas interfaces para facilitar a comunicação com os SPs, que devem enviar para eles seus requisitos de recursos da rede física para a criação das redes virtuais e programar os elementos da rede. Essas interfaces tem que ser padronizadas, já que cada SP pode empregar recursos de diferentes InPs.

Do mesmo jeito, precisam existir interfaces padronizadas entre os usuários finais e os SPs, e também entre os diferentes SPs e InPs.

- **Sinalização e arranque (bootstrapping):**

Antes de criar uma rede virtual, o SP já precisa de conectividade para enviar seus requisitos para o InPs, e precisa também que a rede tenha capacidade de “bootstrapping” para poder realizar a programação dos nodos e enlaces virtuais. Portanto, ao menos uma rede adicional é necessária para permitir o SP realizar estas tarefas.

- **Descobrimiento de recursos e de topologias:**

O InP precisa ter um conhecimento perfeito da topologia e do estado dos recursos de sua infraestrutura para poder administrar corretamente as petições realizadas pelos SPs. Ao mesmo tempo, dois InPs adjacentes precisam poder estabelecer uma conexão entre suas topologias para poder cumprir com os requisitos de um SP que queira criar uma rede virtual sobre os recursos de ambos os InPs.

Além disso, as VNs também devem ter a capacidade de descobrir a existência e topologia de outras redes virtuais para poder oferecer serviços mais complexos ao usuário.

- **Alocação de recursos:**

A alocação e organização correta e eficiente de recursos é fundamental para maximizar o número de VNs possíveis sobre um InP. A atribuição dos recursos, sendo estes limitados, fazem com que o problema seja NP-difícil.

Existem soluções baseadas em heurísticas para situações “off-line” (quando as petições dos SPs são conhecidas antes da execução) e “online” (quando as petições vão aparecendo durante a execução). Apesar da dificuldade que rodeia tudo isto, ainda tem muitas outras possíveis soluções e algoritmos que sejam melhores aproximações para este problema. Uma simplificação realizada é fazer com que só exista um InP, já que o problema com vários InPs é ainda um problema intratável.

- **Controle de admissão e de uso dos recursos:**

Os InPs devem levar um controle exato dos recursos que tem disponíveis e do uso que estão fazendo as VN dos recursos designados para evitar que empreguem mais dos que eles pediram.

- **Nodos e enlaces virtuais:**

A escalabilidade de um ambiente de virtualização de redes depende principalmente da escalabilidade dos elementos físicos, ou seja, dos nodos e dos enlaces. Por isso, as novas ideias de pesquisa procuram permitir um maior número de nodos virtuais por cada nodo físico.

Além disso, os enlaces virtuais são realizados como tuneis similares aos empregados em VPNs (Virtual Private Networks). A ideia é que eles tenham uma velocidade comparável ao enlace virtual, e por isso, se deve reduzir ao mínimo o custo de encapsulamento e multiplexação.

- **Nomes e direcionamento:**

A existência de VNs, cada uma com diferentes requisitos de direcionamento fazem que a compatibilidade de dito direcionamento seja uma tarefa muito complicada. A solução seria que cada usuário tenha um nome e endereço único para que ele pudesse se mover de um SP a outro sem cambiar de identidade. O que dificulta ainda mais este problema é que

cada rede pode ter uma tecnologia diferente e que cada usuário pode estar conectado a varias VNs simultaneamente.

- **Gestão de mobilidade:**

Outro problema que deve ter em conta a virtualização de redes é como tratar a mobilidade física dos usuários ou sua possível migração de roteadores virtuais. Encontrar onde está um determinado dispositivo em um determinado instante de tempo é muito complicado, ainda mais se temos em conta que cada usuário pode trocar de rede virtual para aceder a outro serviço diferente.

- **Monitoramento, Configuração e tratamento de falhas:**

Para permitir que cada SP possa monitorar , configurar e controlar cada VN se devem introduzir alguns câmbios na rede. Uma boa ideia seria empregar bases de informação sobre a administração (em inglês management information bases ou MIB) que armazenem dados do funcionamento para cada rede virtual.

Além disso, se devem desenvolver protocolos para facilitar a detecção, isolamento, proteção e restauração frente as falhas acontecidas na rede física e que podem se propagar por cada uma das redes virtuais criadas sobre ela.

- **Segurança e Privacidade:**

O isolamento entre as redes virtuais não garante a segurança frente a ataques e intrusões nas próprias redes virtuais ou na rede física. Por isso, tem que se desenvolver algum mecanismo para garantir a segurança e a privacidade na rede, sobretudo se temos em conta que, dita rede, por ter interfaces programáveis, pode ser mais vulnerável.

- **Interoperabilidade:**

Em muitas ocasiões uma VN é desenvolvida sobre infraestruturas de diferentes InPs. Portanto, pode-se ter diferentes tecnologias em cada uma delas, mas, para o correto funcionamento da rede virtual se precisa que as diferentes redes físicas possam operar entre elas, ao mesmo tempo que os InPs oferecem interfaces padronizadas para a programação e administração da rede.

- **Economia da Virtualização de Redes:**

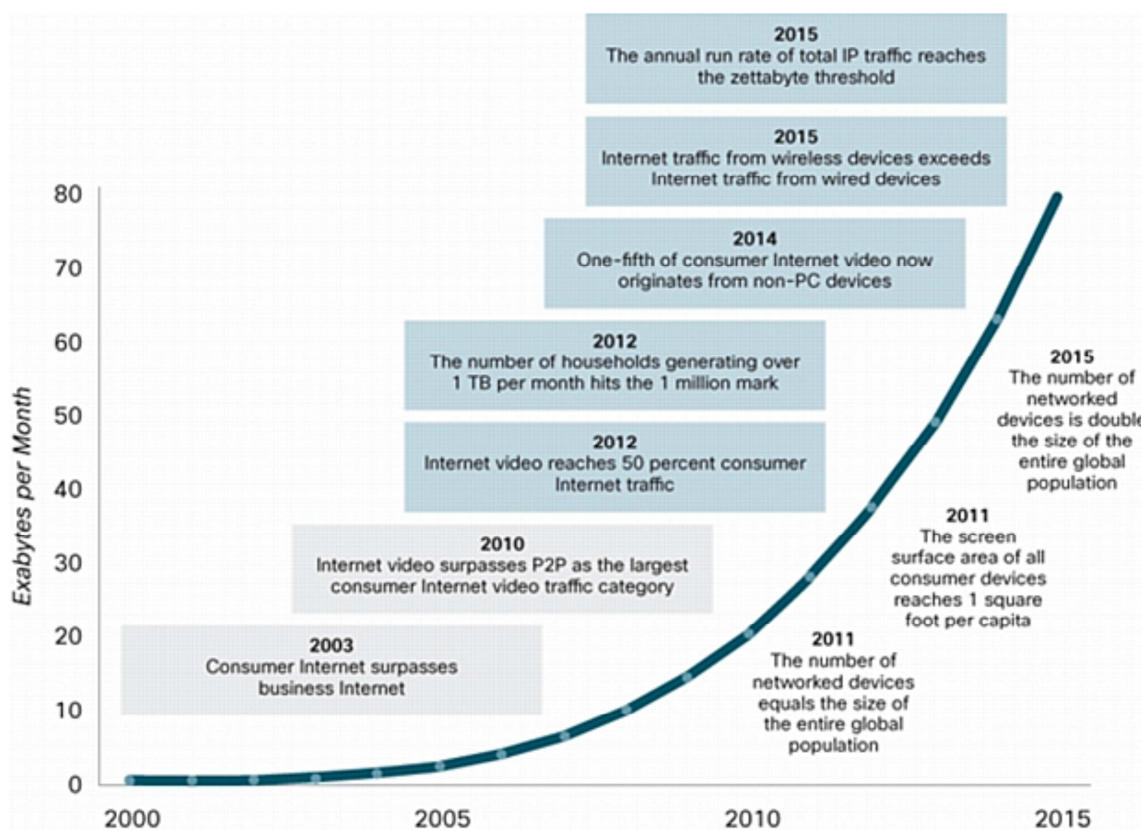
Na virtualização de redes os SPs atuam como compradores e os InPs como os vendedores, enquanto, os usuários finais também atuam como compradores dos serviços oferecidos pelos SPs.

Tem dois possíveis mercados: centralizados e descentralizados. Mercados centralizados são eficientes mas não são escaláveis, e os descentralizados são mais extensíveis e tolerantes às falhas, mas propensos a ineficiência e aos comportamentos maliciosos. Por isso, a solução possível é um meio termo, sendo um mercado semi-centralizado.

4. “Green computing”

O termo inglês “green computing” faz referência ao uso eficiente dos recursos computacionais e pretende minimizar o impacto ambiental, o consumo energético e as emissões de CO2. O principal objetivo das pesquisas dentro do “green computing” é reduzir a energia consumida mantendo os níveis de produtividade e atividade econômica iguais.

O crescimento do tráfego da Internet durante os últimos anos tem sido exponencial, e as previsões afirmam que esta expansão não vai se estabilizar no futuro próximo, como pode-se ver na figura 2.



Este aumento de tráfego implica em um aumento do consumo de energia. Devido a isto, cada vez resulta mais importante conseguir uma solução para reduzir o consumo energético da rede.

Atualmente o consumo energético relacionado com as ICT (sigla inglesa para Tecnologias da Comunicação e Informação) supõe 3% da energia total consumida e 2% das emissões de CO₂ em todo o mundo. Dentro das ICT são inclusos os PCs, redes de telecomunicação, dispositivos com conectividade, impressoras e centros de dados.

Estes centros de dados são responsáveis pelo consumo de 1,5% da eletricidade empregada globalmente, mas só têm uma eficiência de 15%. Da energia que finalmente chega a empregar-se nos centros de dados, 45% dela é utilizada no sistema de refrigeração, 15% é consumida no sistema de distribuição da energia e os 40% restante vão parar na infraestrutura física do centro (hardware).

O exemplo anterior enfatiza a importância de melhorar a eficiência energética. Esta é definida como [6]:

$$\text{Eficiencia} = \frac{\text{Tráfego entregue por usuario} \left[\frac{\text{bits}}{\text{s}} \right]}{\text{Potencia total empregada por usuario} [W]} \quad (1)$$

Portanto, para maximizar a eficiência de uma rede é necessário aumentar o tráfego entregue por usuário e reduzir a potência total empregada por usuário.

Algumas das tecnologias inclusas dentro da denominação “green computing”, ou “tecnologias verdes”, são a virtualização de redes e a computação na nuvem. Estas duas tecnologias melhoram a eficiência já que permitem uma maior utilização dos recursos físicos, implementando sobre eles mais recursos virtuais. Desta forma se aproveita mais a energia consumida pela infraestrutura física, e, se reduz os equipamentos hardware necessários, implicando nisso também uma economia nos sistemas de refrigeração, que supõem o maior gasto energético nos centros de dados.

Se se instauram as tecnologias propostas pelo “green computing” vai se conseguir uma melhoria da eficiência energética das redes de telecomunicação. A figura 3 mostra como deve evoluir a eficiência se se implementam os conceitos de “green computing” ou, em cambio, se continua com a dinâmica atual.

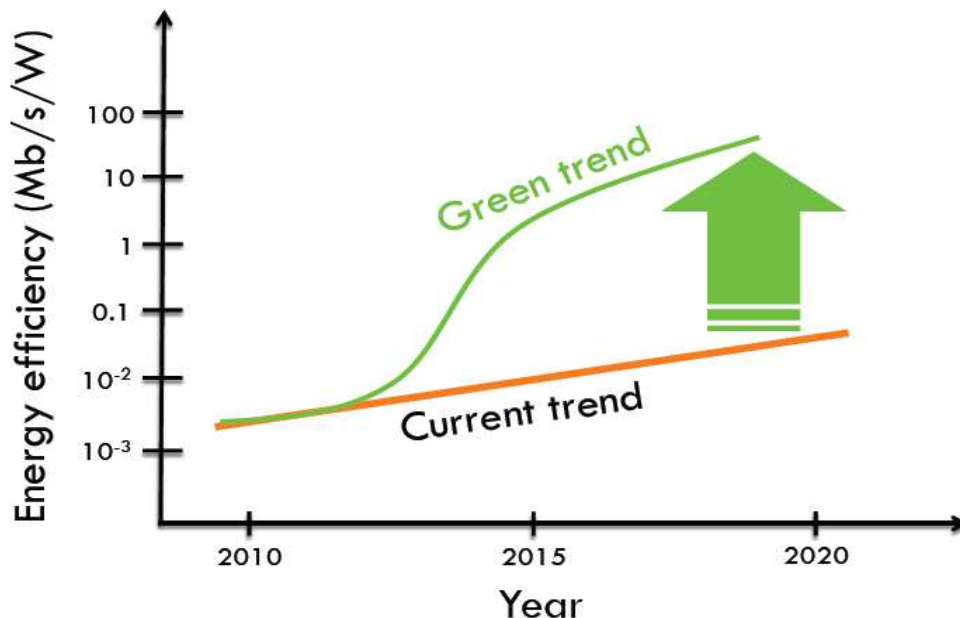


Figura 3 – Comparação de eficiencias [6]

Como pode-se ver na figura 3, a corrente “green computing” pode supor uma melhoria de eficiência muito grande em respeito a corrente atual.

5. Modelos de consumo de energia

Como já foi mencionado anteriormente, atualmente há uma preocupação cada vez maior com o consumo energético nas redes. Para poder estudar e melhorar este consumo, é fundamental dispor de modelos de gasto energético que sejam uma boa aproximação ao que acontece na realidade.

A seguir serão apresentados vários modelos de consumo de energia. Alguns são centrados no gasto dos computadores ou servidores da rede e outros tratam sobre o gasto energético dos switches e roteadores da rede.

5.1 Modelo de consumo de energia dos computadores

Dentro dos centros de dados, os servidores são os elementos que tem mais gasto energético. A maior parte deste consumo é produzida pela CPU do servidor, ou seja, pelo processamento dos dados. Como se vê na figura 4, os servidores consomem 70 % da energia em um centro de dados. Dessa energia consumida pelos servidores, 43 % é devida ao processamento realizado pela CPU.

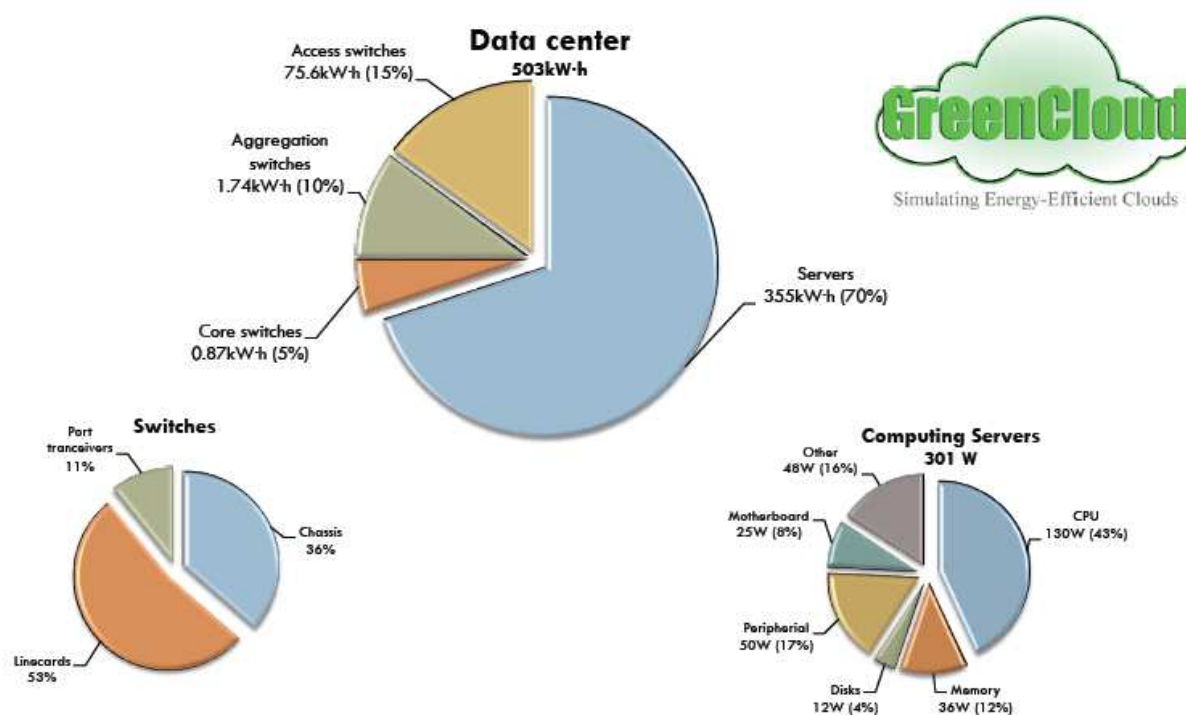


Figura 4 – Desmembramento do consumo de energia em um centro de dados [6]

O modelo de energia que segue o servidor deve ser dependente do estado do próprio servidor e da utilização, nesse momento, da CPU. Um servidor desocupado consome aproximadamente 66% da energia que consome a pleno rendimento. Isto é devido a que o servidor precisa sempre de energia para manter em bom estado os módulos de memória, discos, dispositivos de entrada e saída e outros periféricos. Portanto, o servidor consome um mínimo de energia provocado por dita manutenção, e a energia crescerá linearmente conforme aumente a carga que tenha o servidor. Desta maneira, se poderia conseguir uma economia de energia com um método centralizado que reparta a carga entre um número mínimo possível de servidores.

Outra possibilidade para economizar energia é empregar o método DVFS (em inglês “Dynamic Voltage/Scaling Frequency”) que procura um equilíbrio entre a atuação do computador e seu consumo energético. Para isto, o DVFS se baseia em que a voltagem de funcionamento se reduz seguindo a relação $V^2 \cdot f$, sendo o “V” a voltagem de funcionamento, e “f” a frequência de trabalho do microprocessador. Além disso, uma redução da voltagem precisa de uma redução da frequência. Portanto, a relação da energia consumida pela CPU é proporcional ao cubo da frequência. Em conclusão, se pode modelar o consumo da energia de um servidor com a seguinte fórmula [5]:

$$P_{Server} = P_{fixa} + P_f \cdot f^3 \quad (2)$$

onde P_{fixa} define a energia sem relação com a frequência (manutenção de módulos de memória, discos, outros periféricos), enquanto P_f é a energia consumida pela CPU e que depende da frequência f .

Na figura 5 pode-se observar graficamente esta relação, na qual o consumo de energia é fixo independentemente da frequência quando a carga da CPU é mínima, enquanto que se tem muita carga, a energia consumida varia muito dependendo da frequência da CPU empregada.

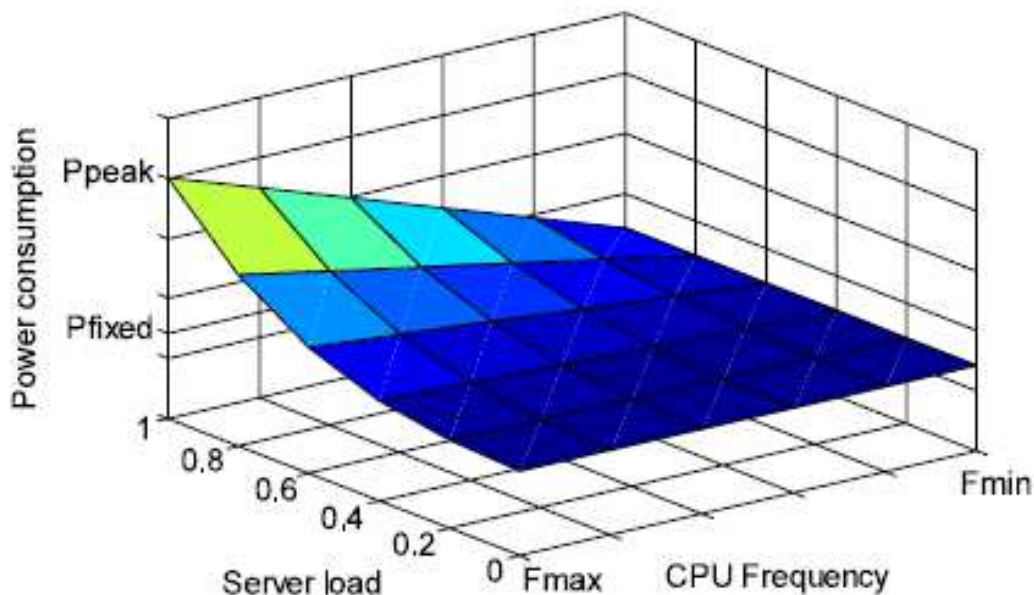


Figura 5 – Consumo de energia de um servidor [5]

5.2 Modelo de energia das redes

Depois de estudar o consumo de energia dos servidores, deve-se procurar um modelo para conhecer quanta energia consome uma rede de telecomunicação. Para isto, deve-se estudar o funcionamento dos switches/roteadores e dos cabos empregados.

Para simplificar os modelos se despreza o consumo dos cabos que unem os nodos da rede, já que estes enlaces consomem uma quantidade de energia desprezível frente ao consumo dos switches/roteadores.

A seguir se apresentam dois modelos diferentes de consumo de energia.

5.2.1 Modelo A

Neste primeiro modelo se tem em conta uma otimização da energia baseada na tecnologia DVS. Esta tecnologia introduz um elemento de controle em todas as portas do switch que, dependendo do padrão de tráfego e de utilização do enlace, pode reduzir a taxa de transmissão. Para evitar problemas de compatibilidade só são permitidas velocidades de transmissão padronizadas, por exemplo, para enlaces Gbps só são permitidas velocidades de 10 Mb/s, 100 Mb/s e 1Gb/s.

Esta tecnologia só apresenta uma redução de 3-15% da energia consumida em condições normais, sem nenhum método de otimização.

Como se apresenta na seguinte fórmula, a potência consumida é dependente da taxa de transmissão empregada [5]:

$$P_{switch} = P_{chassis} + n_{linecards} \cdot P_{linecard} + \sum_{i=0}^R n_{ports,r} \cdot P_r \quad (3)$$

O termo $P_{chassis}$ faz referência à potência dissipada pelo hardware do switch, e que como pode-se ver na Figura 4, supõe aproximadamente 35% da potência total. O seguinte termo representa a potência dissipada por todas as line cards ativas. O ultimo termo determina a potência dissipada por cada uma das portas que trabalham a uma taxa de transmissão definida r (taxas de i a R). Portanto, $P_{chassis}$ e $P_{linecard}$ são fixas durante o funcionamento do switch, e poderiam se eliminar desligando o hardware do switch ou levando ele ao estado *dormido* (em inglês “sleep mode”).

5.2.2 Modelo B

O modelo B se baseia em uma ideia mais simples. Estabelece que a potência dissipada por um roteador/switch está relacionada com a taxa de transmissão empregada na rede, ou seja [7]:

$$P = C^{\frac{2}{3}} \quad (4)$$

sendo P a potência medida em Watts e C a capacidade da rede medida em Mb/s.

Na figura 6 se pode ver a representação gráfica de este modelo de consumo energético.

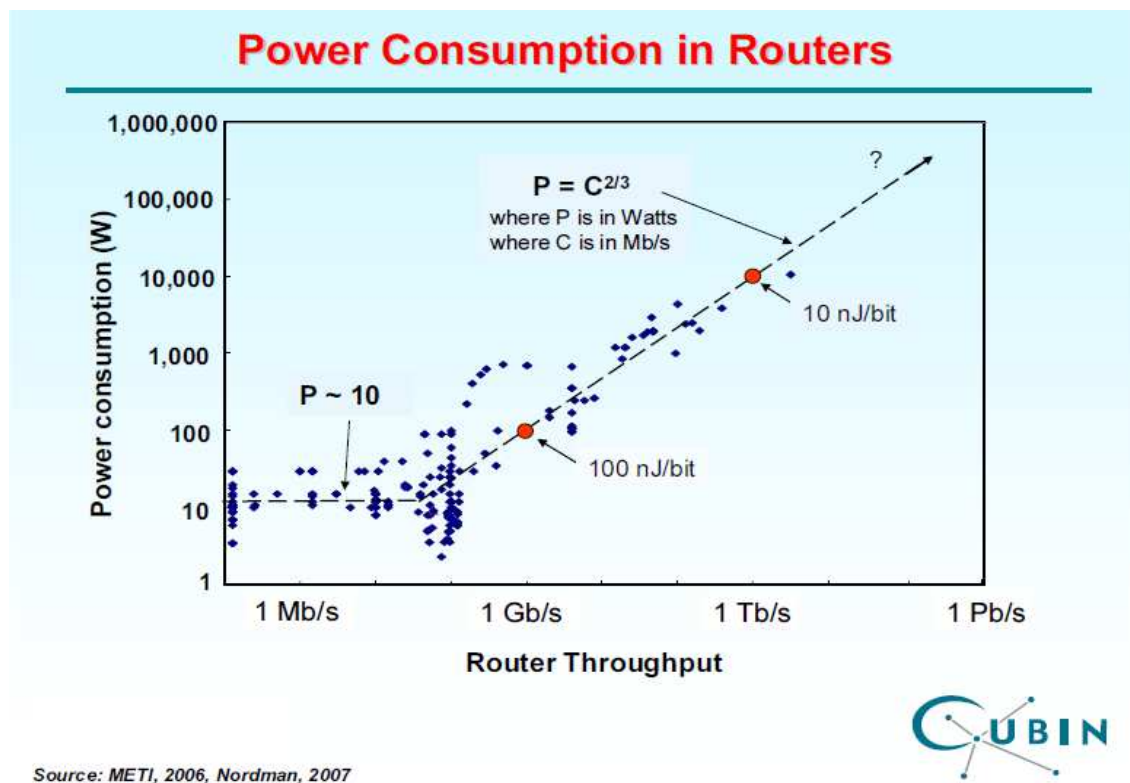


Figura 6 – Consumo de energia em roteadores [7]

6. Alocação de redes virtuais

Como já foi mencionado anteriormente, a Internet atual não tem garantias de cumprimento de QoS. Isso é um dos objetivos que se quer conseguir com o desenvolvimento da Internet do futuro. Uma das ferramentas que vão ser utilizadas para conseguir essa meta é a virtualização de redes.

Agora pela Internet existem muitos tipos de tráfego, cada um deles com necessidades de recursos e infraestruturas diferentes. Ao mesmo tempo os ISPs têm diferentes estruturas que oferecer aos clientes. Quanto maior qualidade dos recursos oferecidos, maior é o preço que os ISP exigem. Por isto, os clientes destes ISPs pretendem pagar só por uma estrutura ajustada a seus requisitos.

Os possíveis requisitos que exigem as empresas são a largura de banda (em inglês Bandwidth ou Bw) e a confiabilidade de uma rede. Os ISPs, ao invés disso, o que desejam é atender ao maior número de petições de clientes que seja possível, já que quanto mais clientes, potencialmente maior é o lucro.

Portanto, para solucionar esta questão é necessário o desenvolvimento de algoritmos de alocação de redes virtuais. Cada um deles está centrado em conseguir um determinado requerimento do usuário. Para isto, a partir da topologia física, os algoritmos criam a topologia da rede virtual segundo as especificações dadas pelos usuários.

6.1 Estrutura geral do algoritmo

O algoritmo apresentado a seguir é empregado para gerar a topologia da rede virtual com uma determinada redundância conforme o nível de confiabilidade que precisa o usuário [2]. Para conseguir essa redundância, o que faz é criar topologias com um número determinado de caminhos alternativos ou caminhos disjuntos entre o nodo fonte e os nodos destino.

Este algoritmo apresenta uma série de passos:

- 1) Para começar se faz uma chamada à função $PathDefinition(Graph, Node)$, que é diferente para cada um dos algoritmos “Bandwidth Feasibility”, “Lowest Weighted Path” e “Maximum Available Bandwidth”. Esta função é empregada para gerar a árvore da rede T_1 sendo s o nodo fonte.
- 2) Conta-se quantas vezes é empregado cada enlace nos caminhos redundantes. P_1 armazena os enlaces que pertencem aos caminhos que vão do nodo fonte s até os nodos destino do conjunto D , extraídos pela função $Edges(Graph, Set\ of\ Nodes)$.
- 3) Na terceira linha do algoritmo se assigna a e o número de enlaces que precisam ser atualizados para lograr a redundância na topologia. Este e é calculado como uma porcentagem p , entre 0 e 1, do número de enlaces da topologia T_1 .
- 4) O algoritmo ordena os enlaces segundo o número de vezes que sejam empregados nos caminhos mediante a função $OrderedSet(P_1)$.
- 5) Depois de que a função $PathDefinition$ acaba, se deve atualizar o custo de cada enlace, criando um novo grafo $G' = (V', E')$. Para isso, o algoritmo substitui o custo $w_{u,v}$ dos primeiros e enlaces de P_1 com a função $UpdateLink(Edge)$, que é diferente segundo o algoritmo empregado.
- 6) Se repete o processo de $PathDefinition$ e $Edges$ mas agora com os custos dos enlaces atualizados, ou seja, com o novo grafo G' , gerando a árvore T_2 .
- 7) Para finalizar, o algoritmo mistura os caminhos de P_1 e P_2 mediante $Merge(Set\ of\ Edges, Set\ of\ Edges)$, gerando a topologia final G_f que contém caminhos alternativos entre o nodo fonte s e os nodos de D .

Como resumo, o algoritmo constrói uma árvore inicial, depois atualiza os custos dos enlaces e desenvolve caminhos alternativos adicionando novos enlaces à árvore inicial. O número de enlaces adicionados está limitado pelo fator de redundância e .

Esse algoritmo é apresentado na figura 7 [2]:

```

1: Tree  $T_1 = PathDefinition(G, s)$ ;
2: Path  $P_1 = Edges(T_1, D)$ ;
3: int  $e = p * |P_1|$ ;
4: Path  $P_1 = OrderedSet(P_1)$ ;
5: for all edge  $I \in G$  do
6:   for all edge  $j \in P_1$  do
7:     UpdateLink( $j$ )
8:   end for
9: end for
10: Tree  $T_2 = PathDefinition(G', s)$ ;
11: Path  $P_2 = Edges(T_2, D)$ ;
12: Graph  $G_f = MergePaths(P_1, P_2)$ 

```

Figura 7 – Estrutura geral do algoritmo [2]

6.2 Algoritmo Lowest Weighted Path

Este algoritmo procura o caminho mais curto que satisfaça a largura de banda desejada, ou seja, penaliza aos enlaces com menor largura de banda que o valor requerido.

Para isto, o algoritmo define o custo de cada enlace como [1]:

$$w_{u,v} = \begin{cases} 1 + 10 \left(1 - \frac{R_{u,v}}{R_r}\right) & \text{se } R_{u,v} < R_r \\ 1 & \text{resto} \end{cases} \quad (5)$$

A função *PathDefinition* neste algoritmo consiste só em aplicar o algoritmo de Dijkstra com os custos dos enlaces definidos segundo na fórmula anterior.

A função *UpdateLink* é a seguinte [2] :

```
1: node u = j from;
2: node v = j.to;
3: if (i == j) then
4:     if (e > 0) then
5:         w'_{u,v} = φ;
6:         e = e - 1;
7:     else
8:         w'_{u,v} = 0;
9:     end if
10: else
11:     w'_{u,v} = w_{u,v} - d(s,v) + d(s,u);
12: end if
```

Figura 8 – Função *UpdateLink* do Algoritmo *Lowest Weighted Path* [2]

O algoritmo substitui o custo dos primeiros e enlaces de P_1 por $w'_{u,v} = \phi$, sendo ϕ um número muito grande próximo ao infinito, e os restantes por $w'_{u,v} = 0$. Os outros enlaces são atualizados como $w'_{u,v} = w_{u,v} - d(s,v) + d(s,u)$, como estabelece Suurballe em seu algoritmo [1].

6.3 Algoritmo Maximum Available Bandwidth

Este algoritmo procura o caminho com maior largura de banda disponível independentemente do número de saltos ou enlaces empregados. Portanto, estabelece o caminho com o gargalo (enlace com menor largura de banda).

O algoritmo não emprega custos de caminhos, baseando-se apenas no dado da largura de banda.

Sua função de *UpdateLink* é a seguinte [2]:

```

1: if (i=j) then
2:   node u = j.from;
3:   node v = j.to;
4:   if (e>0) then
5:      $w'_{u,v} = \varepsilon$ ;
6:      $e = e - 1$ ;
7:   else
8:      $w'_{u,v} = \phi$ ;
9:   end if
10: end if

```

Figura 9 – Função *UpdateLink* do Algoritmo Maximum Available Bandwidth [2]

Esta função, se o enlace foi usado, coloca para ele um custo de ε , e de ϕ para os restantes.

6.4 Algoritmo Bandwidth-Feasibility

Este algoritmo define o caminho mais curto com maior largura de banda disponível. Dessa forma, guarda largura de banda e adiciona um menor número

de elementos que podem falhar, o que influencia diretamente na confiabilidade da rede.

Neste algoritmo os custos dos enlaces são definidos mediante a seguinte fórmula [2]:

$$w_{u,v} = 1 + 10 \left(\frac{R_r}{R_{u,v}} \right) \quad (6)$$

Com R_r a largura de banda requerida pelo usuário e $R_{u,v}$ a largura de banda disponível.

A função *PathDefinition* deste algoritmo é a seguinte [2]:

```

1:  $S = i$ 
2:  $S' = AllNodes - \{i\}$ 
3: for all Node  $j \in S'$  do
4:   if ( $w_{s,j} < \infty$ ) then
5:     if ( $b_{s,j} \geq b$ ) then
6:        $W_j = w_{s,j}$ 
7:     else
8:        $W_j = \phi$ 
9:     end if
10:  else
11:     $W_j = \infty$ 
12:     $w_{s,j} = \infty$ 
13:  end if
14: end for
15: while  $S' \neq \emptyset$  do
16:  Node Min = lower ( $W$ )
17:  if ( $b_{s,Min} < b$ ) then
18:    Finish the algorithm returning BwFail
19:  end if
20:   $S = S + Min$ 
21:   $S' = S' - \{Min\}$ 
22:  for all Node  $j \in S'$  do
23:    if ( $w_{Min,j} < \infty$ ) then
24:      if ( $W(j) > W(Min) + w_{Min,j}$ ) then
25:        if ( $b_{Min,j} > b$ ) then
26:           $W(j) = W(Min) + w_{Min,j}$ 
27:        end if
28:      end if
29:    end if
30:  end for
31: end while

```

Figura 10 – Função *PathDefinition* do Algoritmo *Bandwidth Feasibility* [2]

Nesta função, s é o nodo fonte, $b_{i,j}$ representa a largura de banda disponível entre os nodos i e j , b é a largura de banda requerida e W é uma lista dos melhores caminhos para cada nodo destino desde s , sendo W_i o melhor caminho entre o nodo s e o nodo i .

Dentro desta estrutura, a função *lower* determina o nodo que possui o caminho com menor valor dentro da lista W .

Nas duas primeiras linhas se define os conjuntos de nodos analisados e não analisados, sendo S e S' respectivamente. Nas linhas 2 até a 14, o algoritmo atribui a cada enlace seu custo correspondente segundo equação (6) definida anteriormente se tem como mínimo a largura de banda requerida, ou ∞ em caso contrario.

Nas linhas 15 até 31, o algoritmo verifica se o nodo *Min*, ou seja, o nodo com o caminho com menor custo até nodo s , pode ser empregado como nodo intermediário no caminho para outros nodos. Nas linhas 17 até 19, o algoritmo verifica se o nodo com o caminho com menor custo até s , possui a largura de banda desejada, e, caso não possua, o algoritmo termina sem encontrar um caminho possível.

A função de *UpdateLink* é a seguinte [2]:

```
1: if (i=j) then
2:   node u = j.from;
3:   node v = j.to;
4:   if (e>0) then
5:      $w'_{u,v} = \phi$ ;
6:      $e = e - 1$ ;
7:   else
8:      $w'_{u,v} = 0$ ;
9:   end if
10: end if
```

Figura 11 – Função *UpdateLink* do Algoritmo *Bandwidth Feasibility* [2]

6.5 Comparação entre os algoritmos

O algoritmo Bandwidth-Feasibility determina o caminho mais curto com maior largura de banda disponível. Emprega enlaces com menor largura de banda que o algoritmo Maximum Available Bandwidth, e emprega um menor número de enlaces, portanto, reduz o consumo de largura de banda e consegue uma maior confiabilidade sem redundância.

Comparado com o algoritmo Lowest Weighted Path, o Bandwidth-Feasibility emprega mais enlaces. Isto provoca que se consiga um menor fator de confiabilidade. Em cambio, apresenta duas vantagens, a primeira é que não esgota a largura de banda disponível, e a segunda é que se durante a procura descobre-se que a largura de banda não tem o valor requerido, o algoritmo termina e considera a petição não resolvida, economizando tempo.

Como se observa na figura 12, o algoritmo Bandwidth-Feasibility apresenta a menor taxa de falhas por largura de banda já que está desenhado para economizar este recurso. Além disso, este algoritmo também apresenta a maior taxa de petições resolvidas com sucesso como mostra a figura 13. Como desvantagem, tem mais falhas devido à confiabilidade, já que este algoritmo procura caminhos com uma determinada largura de banda disponível que podem ter mais elementos e isto provoca uma redução da confiabilidade.

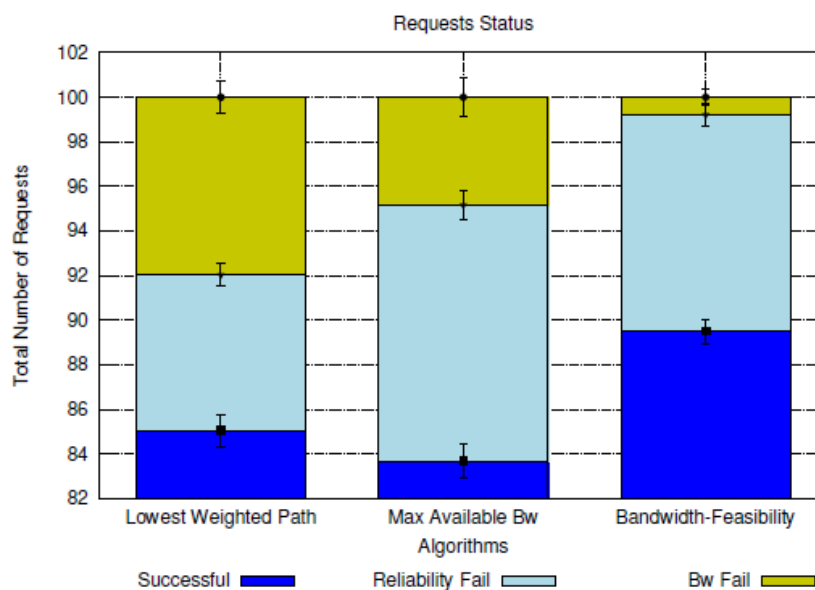


Figura 12 – Petições totais [2]

A figura 13 apresenta as petições resolvidas com sucesso por cada algoritmo. A maior diferença se produz quanto maior é o numero de petições, ou seja, quando há menos recursos disponíveis.

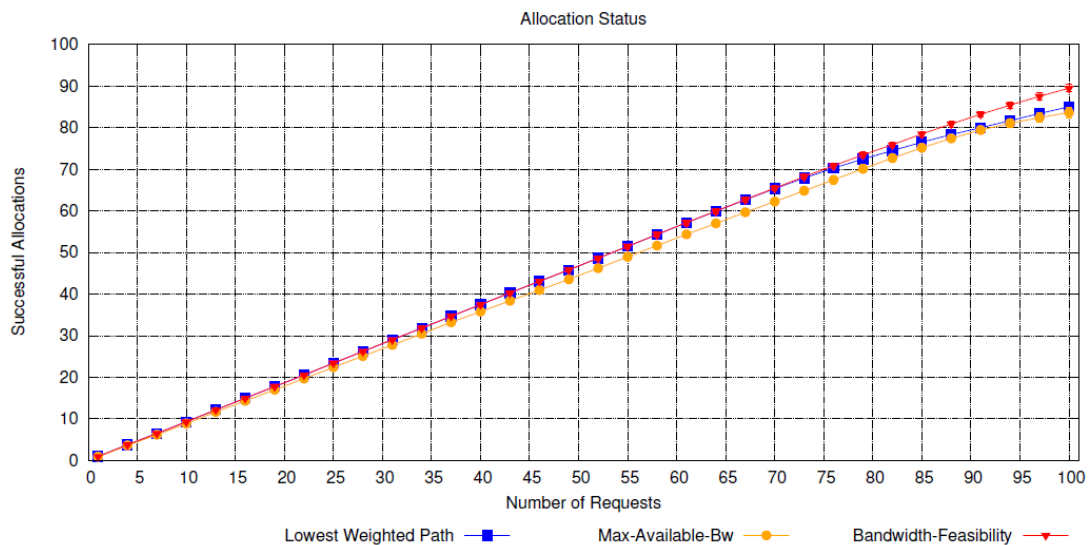


Figura 13 – Petições resolvidas com sucesso[2]

Outro dado importante para comparar os algoritmos é o tempo necessário para resolver as petições, apresentado na figura 14. O algoritmo Maximum Available Bandwidth consome mais tempo devido a que gera topologias virtuais com mais elementos. O algoritmo mais rápido é o Lowest Weighted Path porque quando não encontra uma topologia com a largura de banda desejada, cancela a petição como uma falha de largura de banda e não consome mais tempo calculando a confiabilidade da topologia. O maior tempo consumido pelo Bandwidth-Feasibility é devido a sua efetividade.

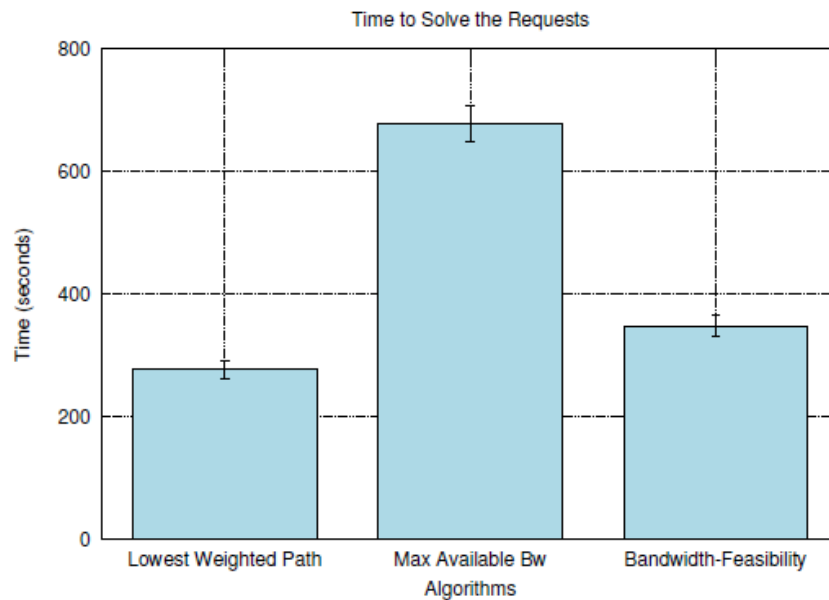


Figura 14 – Tempo consumido para resolver as petições [2]

Em resumo, pode-se determinar que o algoritmo Bandwidth Feasibility melhora os dados dos outros dois algoritmos, incrementando o número de petições resolvidas com sucesso.

6.6 Possível uso do modelo de consumo de energia

Depois do estudo dos modelos de alocação de redes virtuais, se observa que nenhum deles tem em conta ainda o consumo de energia da rede. Este deve ser o passo seguinte a considerar, já que como se comentou anteriormente, reduzir a energia consumida pelas redes cada vez é um tema mais importante, sobretudo pela corrente do “Green Computing”.

Com base no peso dos enlaces proposto pelo algoritmo de Bandwidth-Feasibility, se deve desenvolver uma solução que tenha em conta o consumo de energia dos enlaces. Tendo como referência o modelo mais simples do gasto de energia, que determinava que a energia era proporcional à taxa de transmissão de dados do

enlace segundo a fórmula (4) se poderia desenvolver um novo custo para os enlaces :

$$w_{u,v} = 1 + 10 \left(\frac{R_r}{R_{u,v}} \right) + k \cdot R_{u,v}^{\frac{2}{3}} \quad (7)$$

O último termo permite levar em conta o consumo de energia da rede. Desta forma, quanto maior a taxa de transmissão, maior é o custo do enlace, penalizando-se, portanto, o consumo de energia. Neste último termo a letra k se refere a uma constante cujo valor devera ser determinado mediante simulações, em função da importância que precisasse ter o consumo de energia no algoritmo.

7. Resultados Práticos

Após realizar o estudo teórico de como incluir o consumo energético dentro dos algoritmos de alocação de recursos nas redes de computadores, deve-se avaliar praticamente a validade destes desenvolvimentos teóricos.

Para isto, foram feitas algumas pequenas modificações no algoritmo “vn-allocation” desenvolvido por R.L.Gomes, relativas, em primeiro lugar , ao cálculo do peso dos links na hora de construir a topologia virtual e em segundo lugar, ao cálculo do total da energia consumida pela rede. Este segundo aspecto, de medida da energia consumida pela rede, pode dar lugar a duas possíveis interpretações que serão explicadas mais adiante com um estudo mais detalhado.

7.1 Calculo do fator k

O primeiro passo nas simulações foi calcular o valor ótimo do fator k empregado no termo do consumo energético dentro da formula para colocar o peso dos enlaces.

Realizaram-se simulações para valores desde k = 0.5 até k = 5 com pulos de 0.5 em 0.5. Para cada fator foram feitas 10 simulações, cada uma delas composta por 1000 requisições, obtendo-se e representando-se o valor médio destas 10

simulações. Os dados de cada petição são uma largura de banda no intervalo de 2 a 8 Mbps com uma confiabilidade mínima do 0.75 e obviamente empregando o algoritmo 2 , ou seja, Bandwidth Feasibility. O cenário escolhido para fazer os testes é o GEANT.

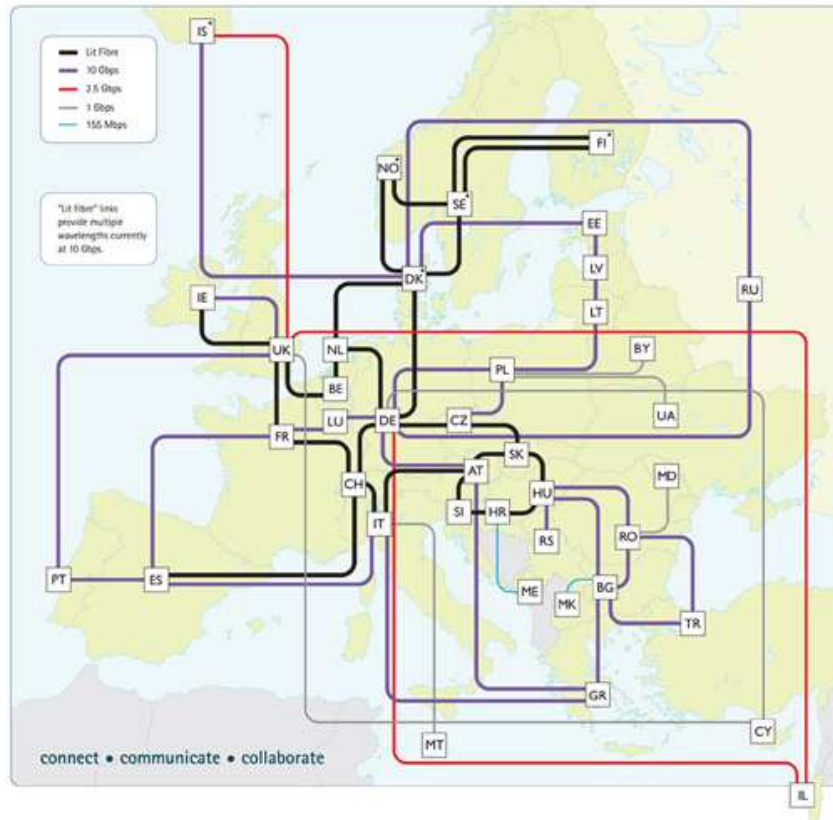


Figura 15 – Mapa da topologia GEANT

No seguinte gráfico, figura 16, se apresentam os valores médios das 10 simulações realizadas para os fatores mais relevantes. Tem muitos deles que parecem economizar energia, mas é necessário conhecer também o número de requisições resolvidas com sucesso por cada um. Esta diminuição de energia consumida pode dever-se a um menor número de requisições alocadas. Para comprovar isto, se realizou uma comparação do número de requisições aceitas com cada fator, que se mostra na figura 17.

Power Consumption Comparison

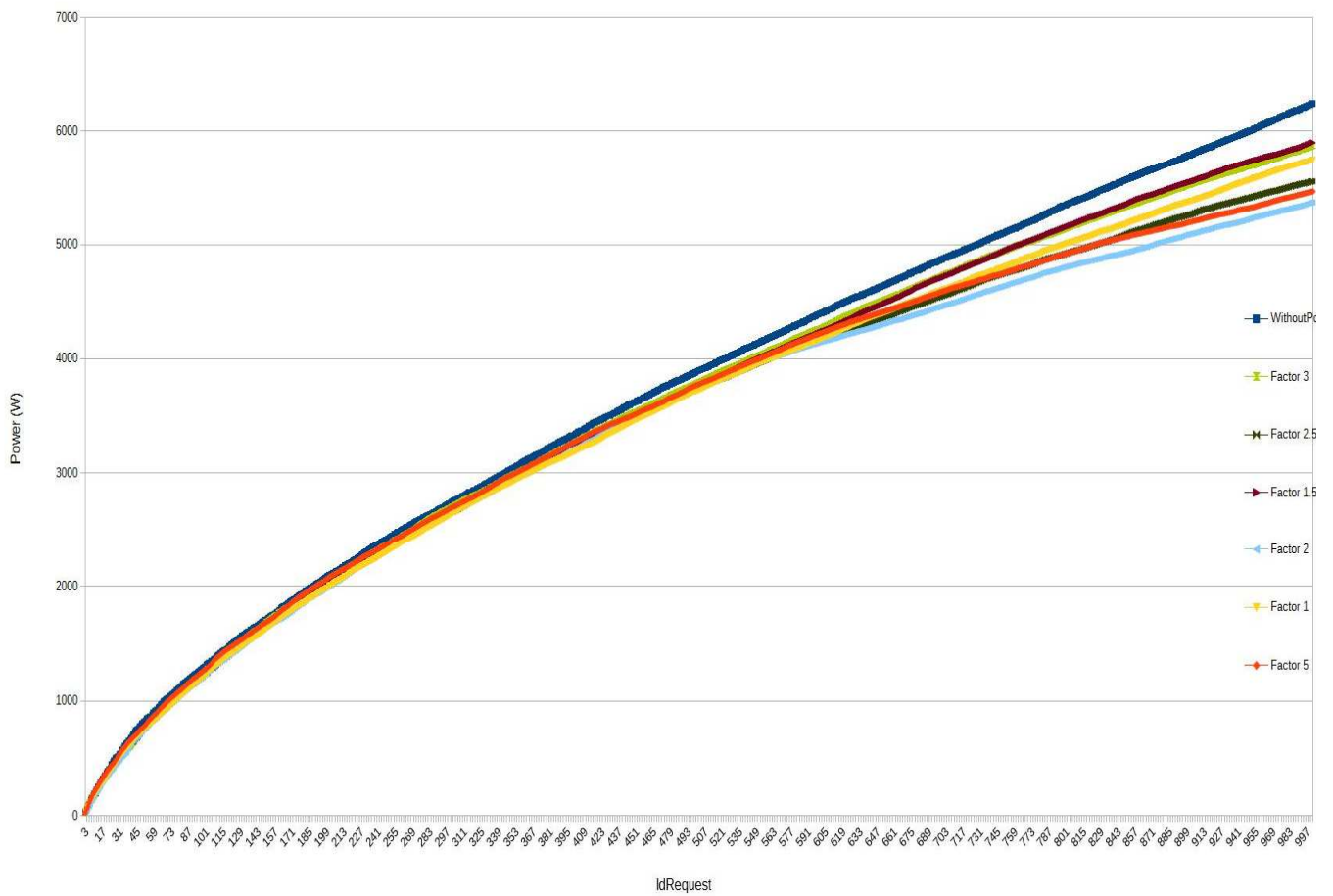


Figura 16 – Comparação da energia consumida com os diferentes fatores

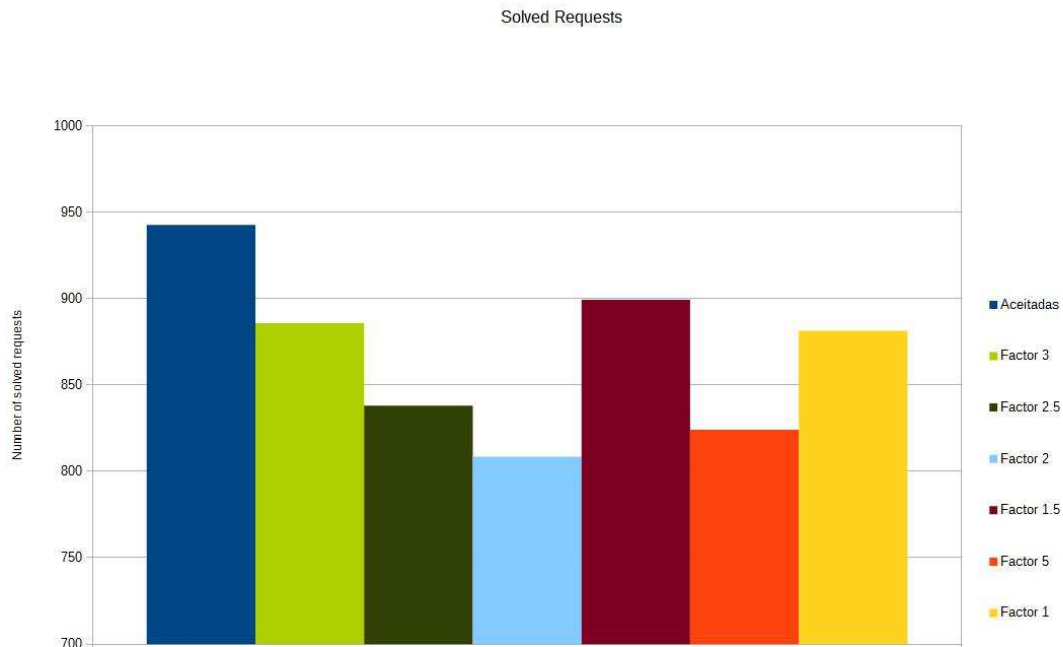


Figura 17 – Comparação das requisições aceitas

Analisando ambos gráficos podemos comprovar como os diferentes fatores conseguem minimizar a energia consumida, mas resolvendo um menor número de requisições. No gráfico 16, se pode ver como durante as primeiras requisições a tendência das linhas de todos os fatores é praticamente a mesma, e se sobrepõem com a linha que representa o consumo sem modelo de energia. Ao redor da requisição 400 é quando as linhas começam a se separar. Segundo vai crescendo o número da requisição, as linhas dos fatores vão ficando mais abaixo da linha azul, linha de referência por ser a representante do algoritmo sem termo de consumo energético. Isso ocorre devido ao novo termo da fórmula (7) que coloca um maior peso aos links com maior largura de banda disponível, ou seja, aos mais livres, concentrando-se as requisições nos links mais ocupados. Deste modo, segundo vai avançando o número de requisições, os enlaces da rede estão mais congestionados e não têm largura de banda disponível para aceitar mais petições. A diminuição do número de petições de alocação aceitas pelos modelos dos fatores respeito ao algoritmo original ocorre devido ao acréscimo do número

de petições rejeitadas pela largura de banda, já que o número de petições rejeitadas pela confiabilidade se mantém igual.

Para poder determinar melhor se o modelo com um determinado fator economiza energia ou simplesmente não consome tanta como o algoritmo original porque não resolvem tantas requisições como ele, se devem estudar mais dois parâmetros. O primeiro deles estuda a relação entre energia e requisições aceitas enquanto o segundo determina a relação entre energia e a largura de banda media alocada por cada link.

As figuras 18 e 19 mostram estes parâmetros:

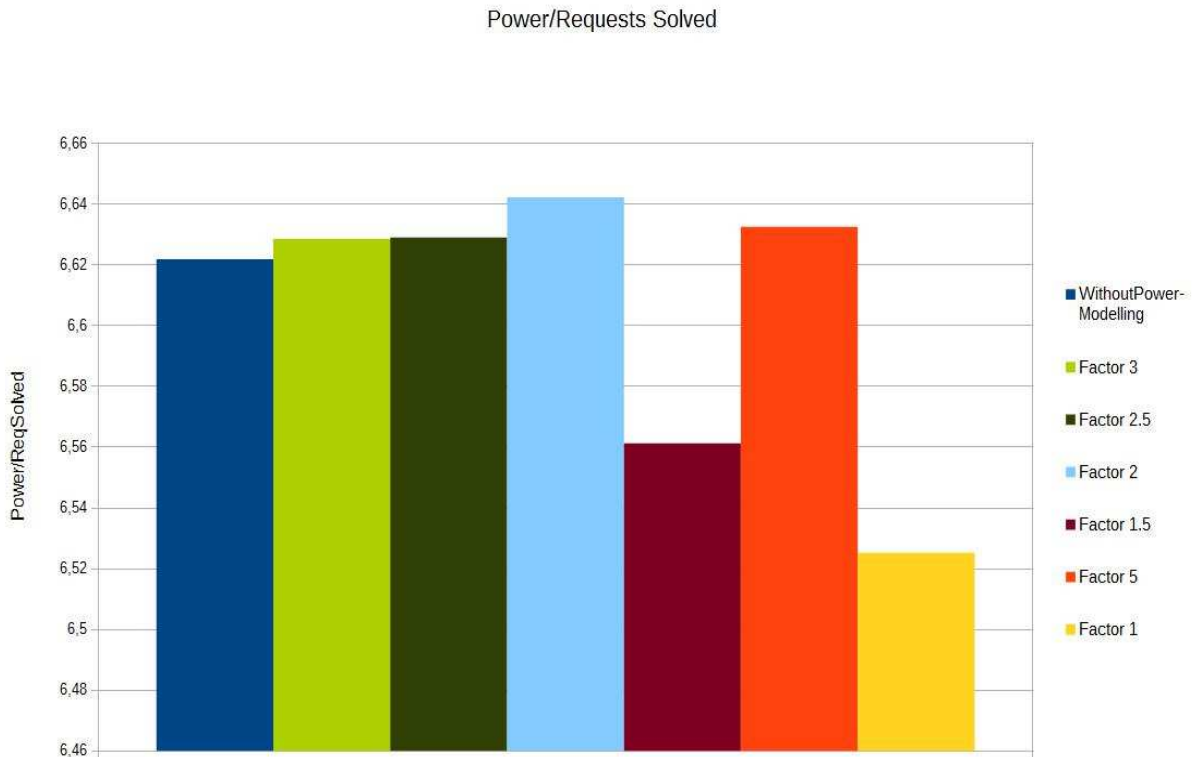


Figura 18 – Comparação da energia consumida por requisição resolvida

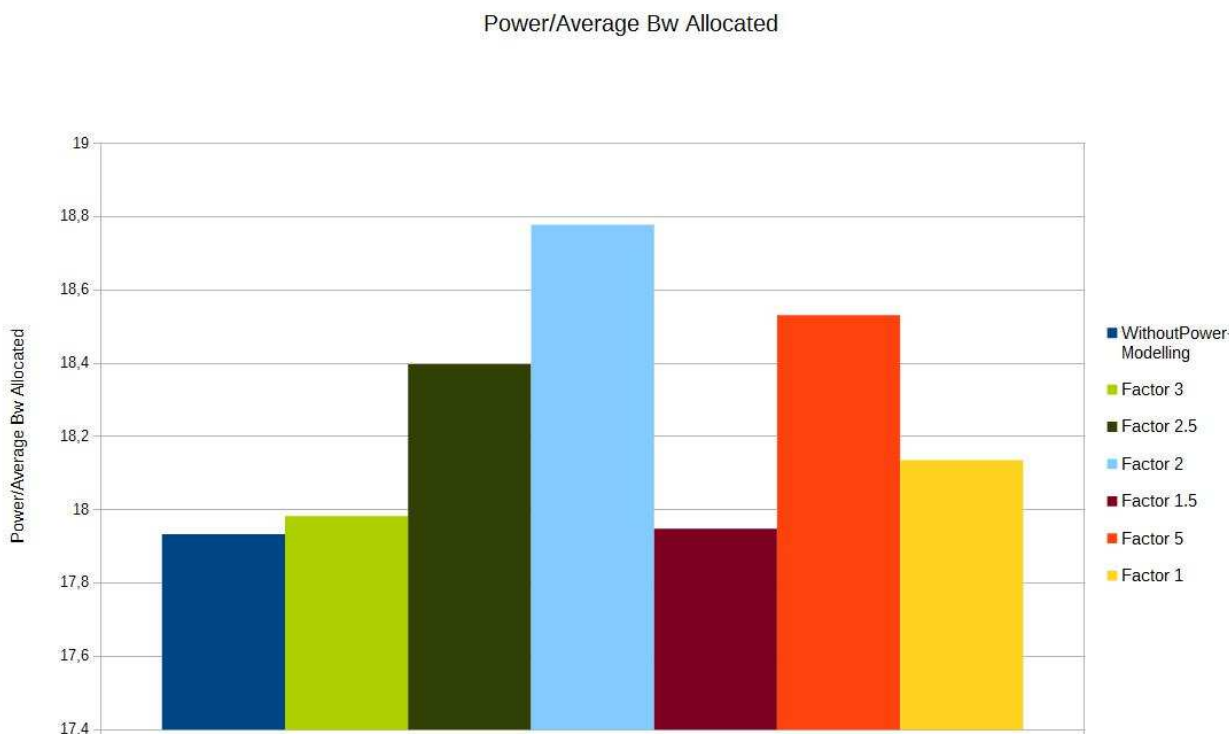


Figura 19 – Comparação da energia consumida por a largura de banda media alocada por link

Na figura 18, podemos observar como somente os fatores $k=1.5$ e $k=1$ têm uma porcentagem de energia consumida por requisição resolvida menor que o valor do parâmetro sem modelo de energia. Desta forma podemos determinar que ambos fatores conseguem atender cada petição com uma quantidade de energia menor que o algoritmo original. Este resultado não significa que economizem energia, já que pode ser que aloquem corretamente um maior número de requisições de uma largura de banda menor, que é o parâmetro que determina o consumo energético, como se determinou na fórmula (4).

Para esclarecer esse aspecto se procedeu a calcular a figura 19 que representa a energia pela largura de banda media alocada por cada link. Nesse gráfico se pode comprovar como só o fator $k = 1.5$ está perto da porcentagem determinada pelo algoritmo sem considerações energéticas.

Com estes resultados, se pode determinar que unicamente o fator $k = 1.5$ é ótimo para colocar no último termo da fórmula (7), que ficaria assim:

$$w_{u,v} = 1 + 10 \left(\frac{R_r}{R_{u,v}} \right) + 1.5 \cdot R_{u,v}^{\frac{2}{3}} \quad (7)$$

7.2 Possíveis considerações

Como foi citado anteriormente, o cálculo da energia total consumida pela rede pode ser determinado de diversas formas em função do valor de largura de banda empregado no sistema de medida. Isto provoca o estudo de duas situações. A primeira delas, considerando para o cálculo da energia consumida pela rede a largura de banda ocupada de cada link. Na segunda situação, se considera o valor da largura de banda total do link para dito cálculo.

Por exemplo, supondo o caso de um link com capacidade de 1 Gbps que atualmente está alocando só 10 Mbps. Com a primeira teoria, o link consumiria, como determina a formula (4), $P = 10^{\frac{2}{3}} = 4.64 \text{ W}$, enquanto como estabelece a segunda teoria, o consumo do link seria de $P = 1000^{\frac{2}{3}} = 102.33 \text{ W}$.

Como se observa neste simples exemplo, escolher uma teoria muda radicalmente o cenário do consumo de energia, como se vai ver nos resultados expostos a continuação.

7.2.1 Modelo A : Largura de banda alocada

Como se explicou anteriormente, neste modelo se considera que o consumo de energia de cada link é determinado pela largura de banda alocada no link, e não pela capacidade total do mesmo.

Os testes realizados para o cálculo do fator k ótimo, mostrados no apartado anterior, estão baseados nesta teoria. Seguindo com eles, agora se mostra uma comparação com maior detalhe entre o comportamento do algoritmo Bandwidth Feasibility original e o algoritmo com termo de consumo de energia de fator 1.5.

Para tentar conseguir dados mais detalhados, se realizaram 30 simulações, ao invés de 10. A partir delas foi calculado o valor médio, que é o representado na figura 20.

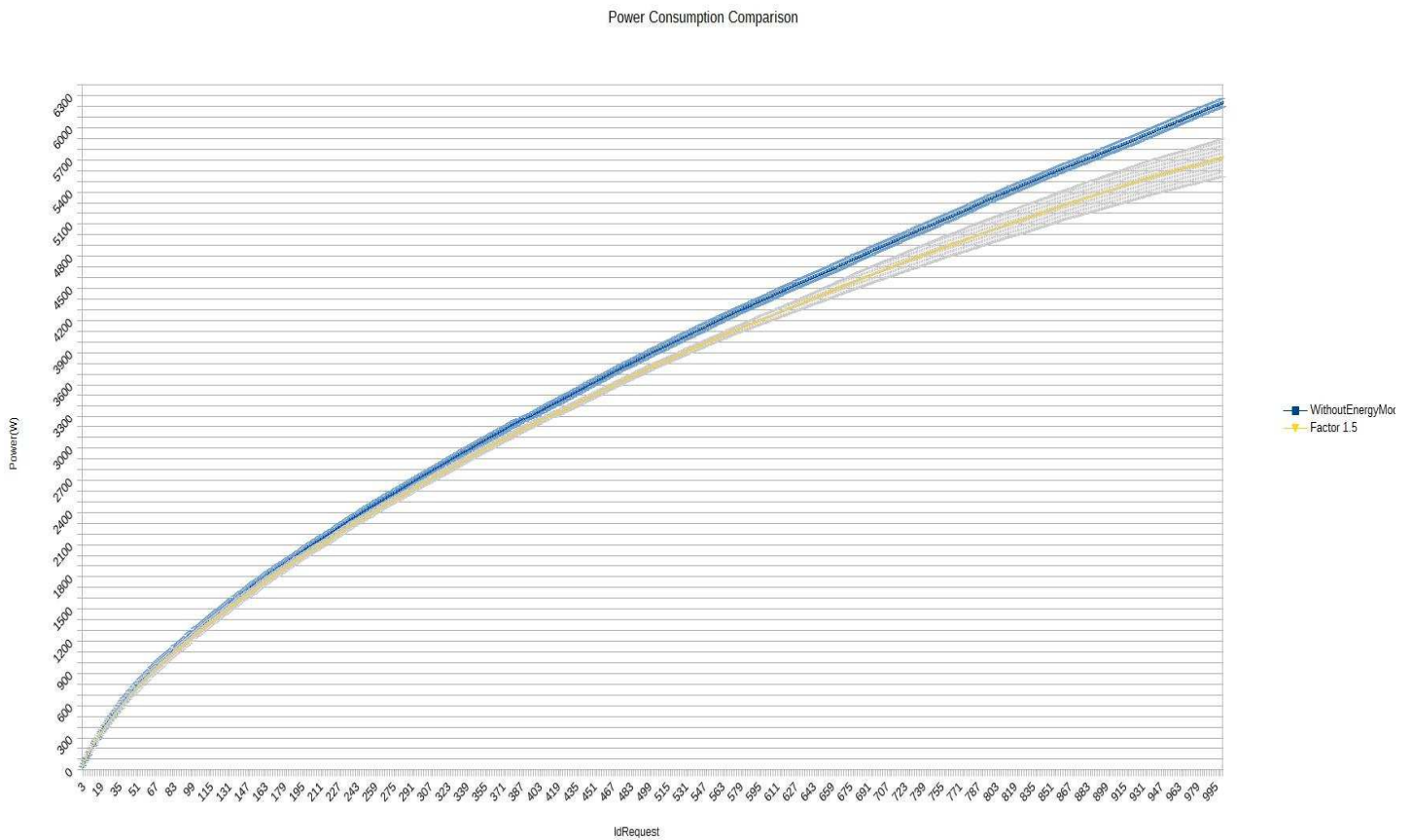


Figura 20 – Comparação da energia consumida pelo algoritmo original e o modelo de fator 1.5

A figura 20 mostra como a linha própria do modelo de fator 1.5 começa a se separar da linha do algoritmo original ao redor da requisição 200, mas é a partir da 450 quando esta diferença se faz mais evidente. Neste gráfico estão representados em azul mais claro e cinza, respectivamente, os intervalos de confiabilidade ao 95%. Com eles podemos observar que, apesar de sofrer variações, sobretudo nas requisições finais, os valores nunca se sobrepõem. Com

isto, claramente se pode afirmar que o modelo com fator 1.5 consome menos energia que o algoritmo original.

Agora, a figura 21, mostra que o modelo com fator 1.5 resolve satisfatoriamente um menor número de requisições que o algoritmo Bandwidth Feasibility.

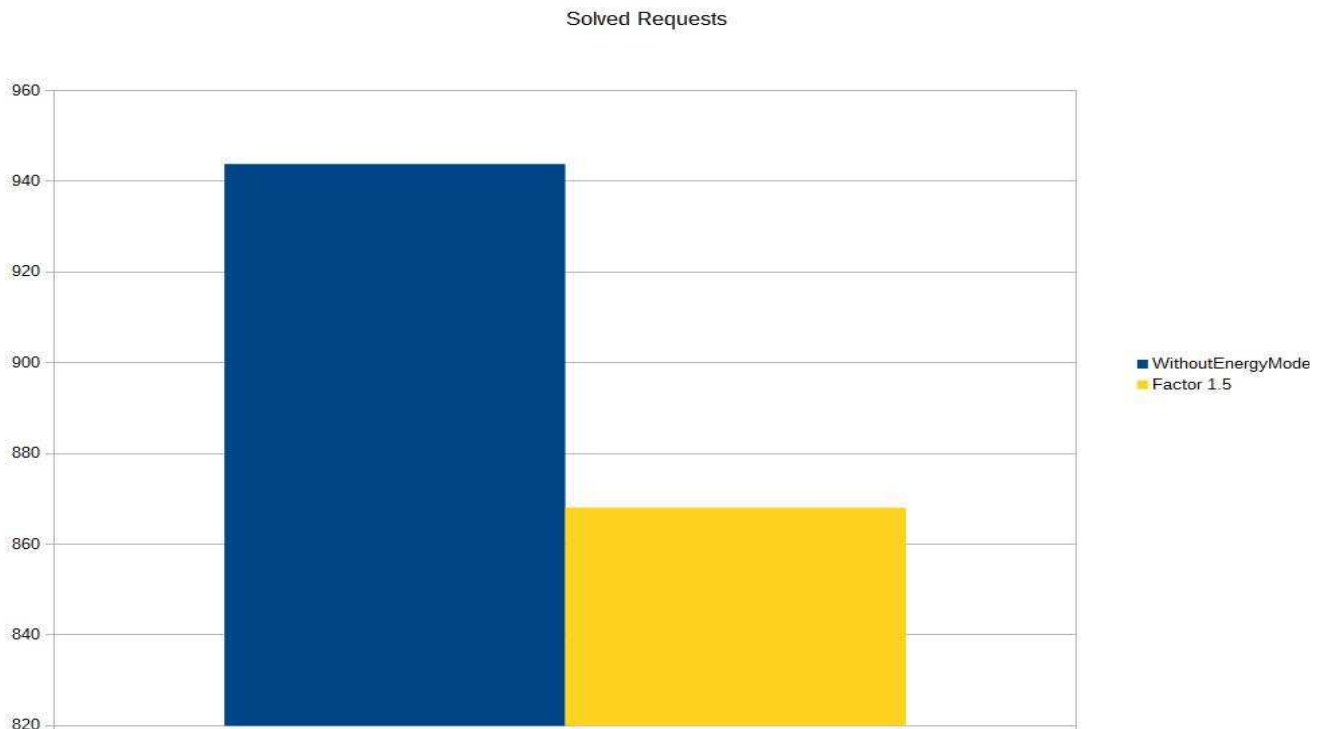


Figura 21 – Comparação das requisições aceites

Para comprovar realmente se o algoritmo conseguiu economizar energia, como ocorreu nos testes dos diferentes fatores, é preciso calcular os parâmetros energia por requisição resolvida e energia por largura de banda média alocada em cada link. Nas figuras 22 e 23 são representados estes valores.

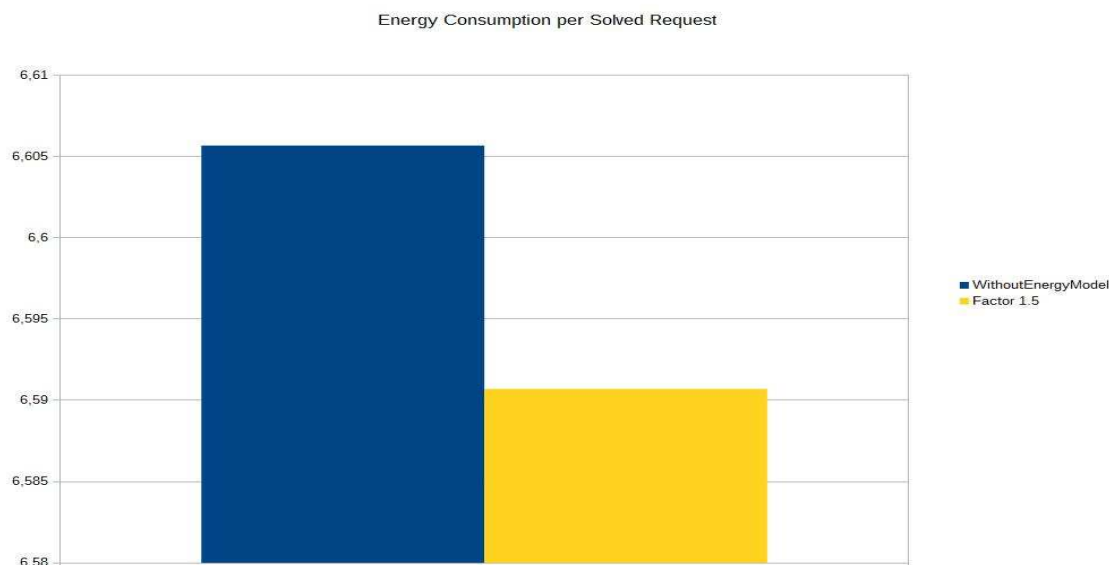


Figura 22- Comparação da energia consumida por requisição resolvida

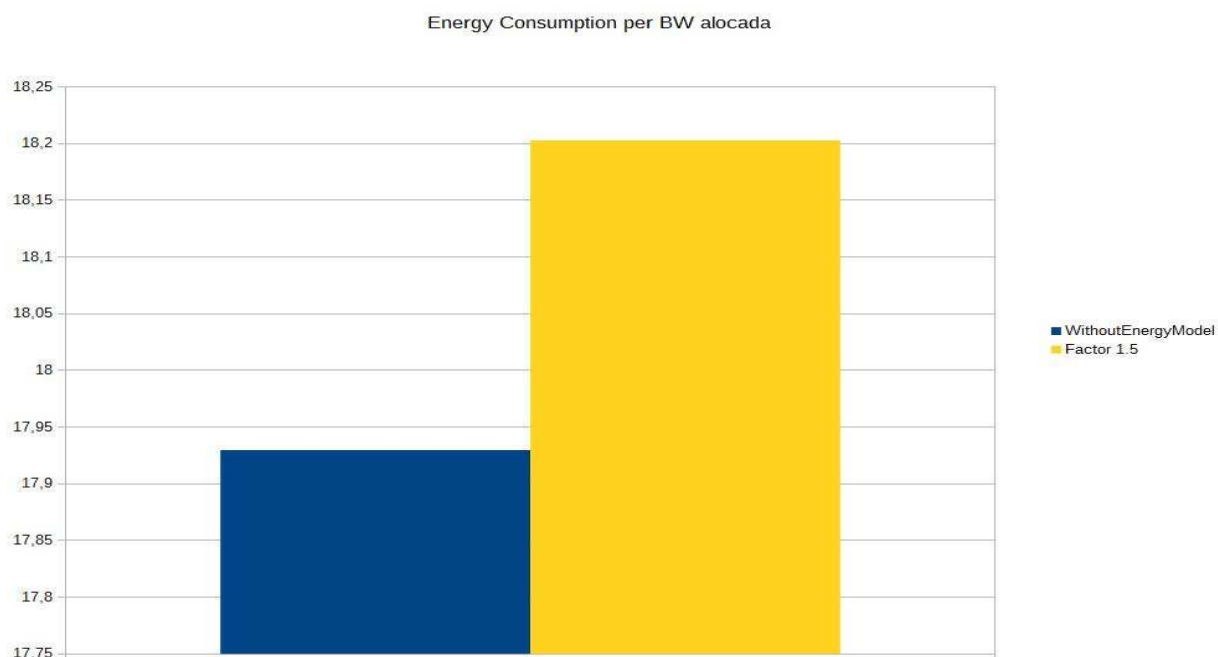


Figura 23 – Comparação da energia consumida por largura de banda média alocada por link

Como se pode comprovar nestas últimas figuras, o modelo de fator k consegue melhorar ligeiramente o consumo de energia por requisição resolvida mas consome mais energia por largura de banda alocada. Isto se deve ao modelo de energia de fator 1.5, que resolve petições de uma largura de banda menor e rejeita as que exigem maior largura de banda.

7.2.2 Modelo B: Largura de banda total

Neste caso, se considera que a energia consumida por cada link depende da capacidade total do link, ou seja, da largura de banda total que o link tem, independentemente de estar sendo utilizada por completo. Isto significa, no momento que um link é utilizado, o consumo de energia passa a ser determinado pela largura de banda total, independentemente das requisições alocadas no mesmo.

O gráfico 24 representa o valor médio das 30 simulações realizadas para o algoritmo original e para o modelo de energia de fator 1.5.

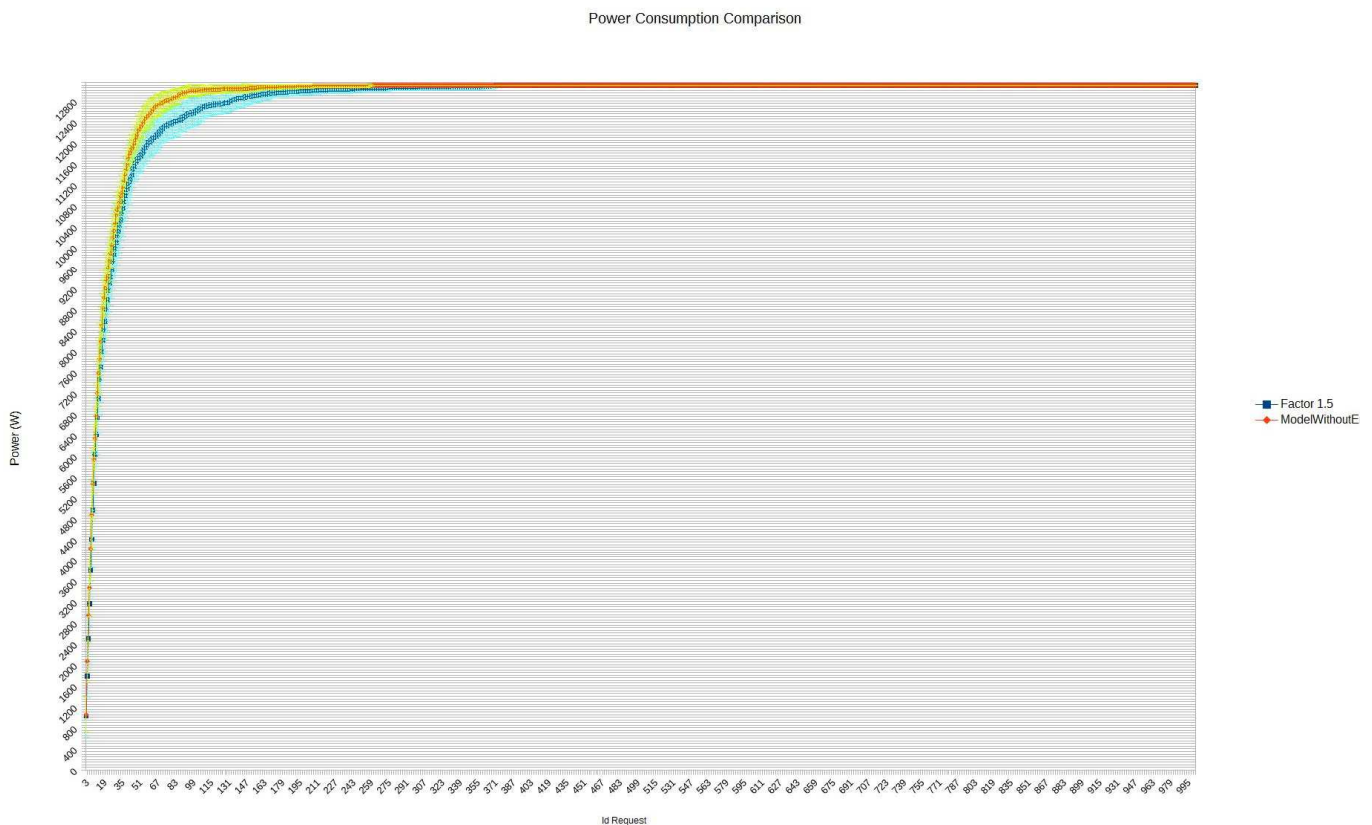


Figura 24 – Comparação da energia consumida pelo algoritmo original e o modelo de fator 1.5

Se pode observar a diferença deste gráfico 24 com o gráfico 20, tudo provocado pela nova consideração na medida do consumo de energia. Nesta figura, a energia consumida cresce rapidamente até alcançar o máximo. Este valor limite é

alcançado quando todos os links da rede são utilizados, já que nesse momento, apesar de seguir aceitando petições, o método de medida faz que a energia consumida não aumente. Se observa também que o valor máximo para o fator 1.5 e o algoritmo original é o mesmo. Há alguns pontos nos quais o modelo de fator 1.5 consome menos energia, porém é uma diferença menor que no caso representado na figura 20. Os valores em azul claro e vermelho se correspondem com os intervalos de confiabilidade ao 95% de cada caso. Como se pode comprovar, ambos intervalos se sobrepõem ligeiramente.

A seguir se apresentam as comparações das requisições resolvidas, energia por requisição resolvida e energia por largura de banda média alocada por link.

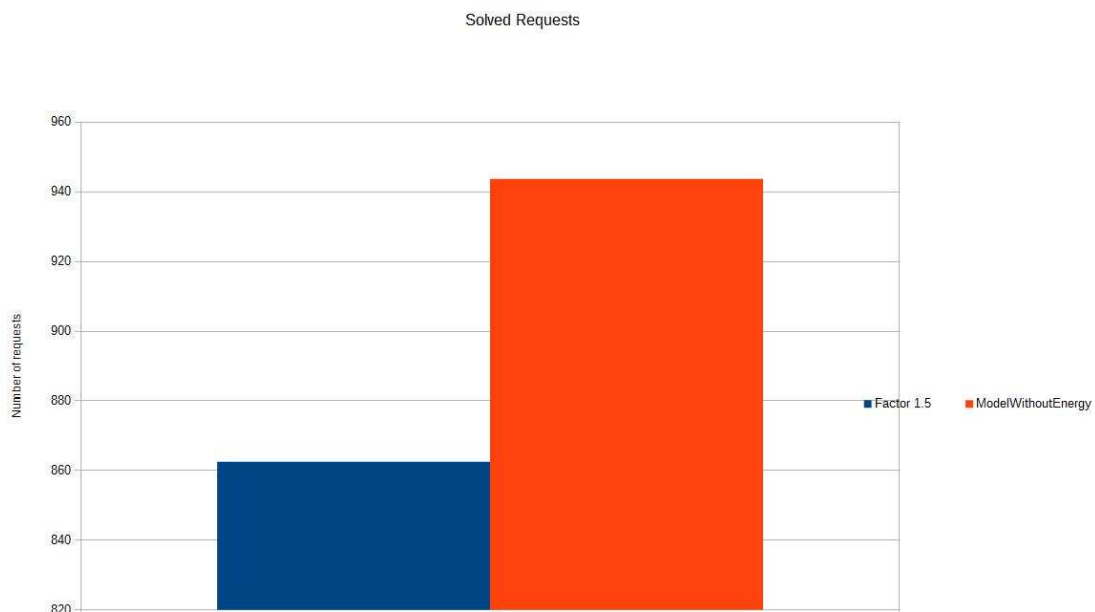


Figura 25 – Comparação de requisições resolvidas

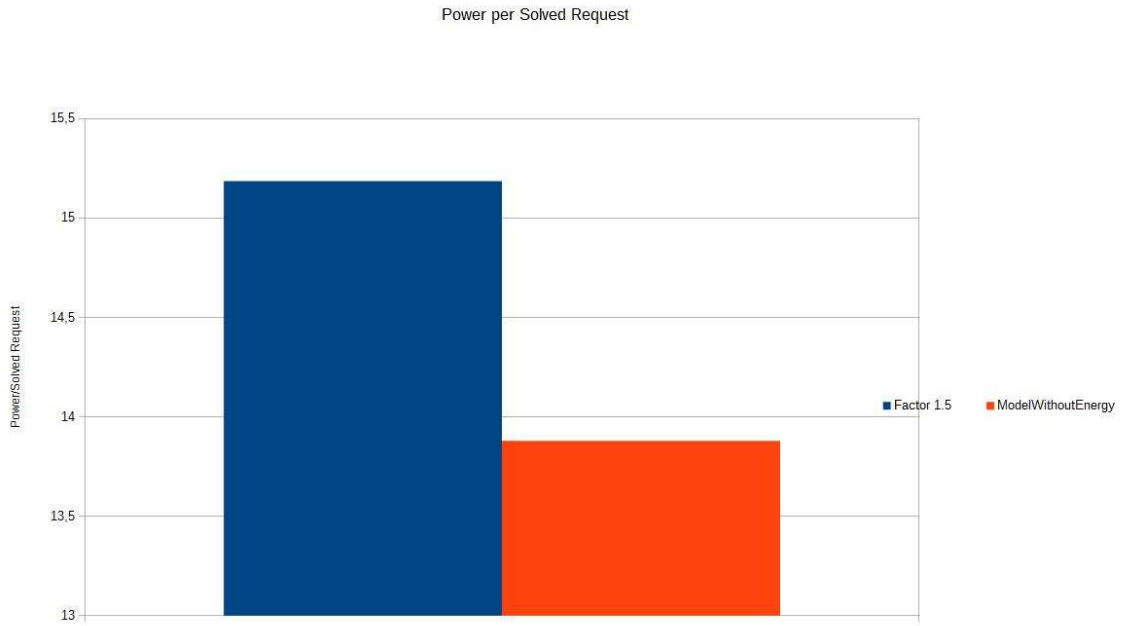


Figura 26 – Comparação de energia por requisição resolvida

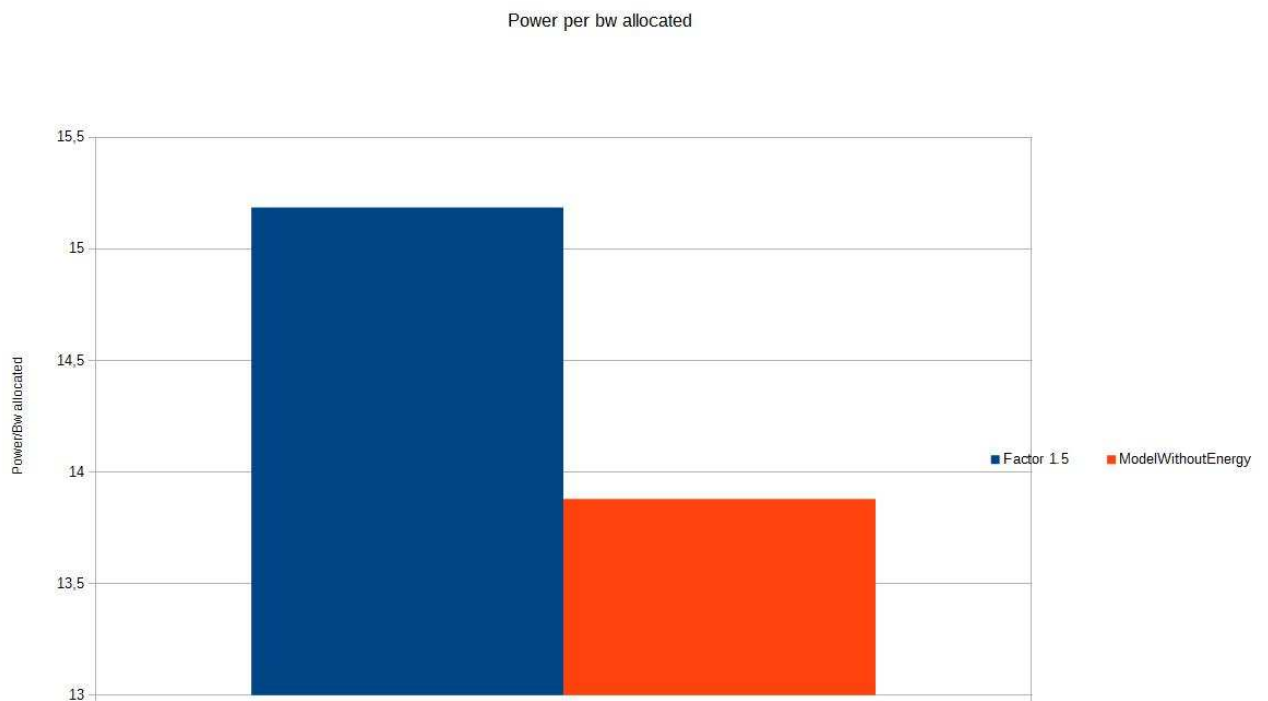


Figura 27 – Comparação da energia por largura de banda média alocada por link.

Como determina a figura 25, o modelo de fator 1.5 resolve um menor número de petições que o algoritmo original. A diferença do que acontecia com o modelo A, onde o fator tinha melhor relação energia por requisição aceita, aqui o fator consome mais energia por requisição resolvida e por largura de banda alocada que o algoritmo original. Estes dados são mostrados claramente pelas figuras 26 e 27. Desta maneira, se pode determinar que, segundo este sistema de medida B, o modelo de fator 1.5 não consegue economizar energia.

8. Conclusão

Neste trabalho se apresenta um dos conceitos mais importantes no futuro da Internet, a virtualização de redes [3] [4]. Para isso, se faz um estudo dos objetivos, dos requisitos e dos desafios que ainda tem por resolver nesta tecnologia.

Ao mesmo tempo, se estuda a relação desta tecnologia com a corrente conhecida como “Green Computing” [6], que tem como um de seus objetivos minimizar o consumo de energia. Para isto, a virtualização de redes é uma tecnologia que pode ajudar a economizar a energia das redes de computadores.

Como visto, a maneira de conseguir melhorar a eficiência energética das redes mediante à virtualização de redes precisa de um conjunto de algoritmos que façam o processo de alocação de recursos cumprindo os requisitos do usuário [1] [2]. O melhor algoritmo apresentado para isto é o Bandwidth-Feasibility, que procura os caminhos mais curtos que satisfaçam uma largura de banda determinada.

A partir deste algoritmo, e com base nos modelos de energia estudados [5] [7], se propõe uma possível fórmula do custo dos enlaces para levar em conta o consumo energético.

Como parte prática do trabalho, se realizaram os testes necessários para determinar o valor ótimo para o fator k , da fórmula (7), proposta para modelar o consumo energético na hora de criar redes virtuais.

Após de determinar o valor certo deste parâmetro, se estuda a aplicação do modelo em duas situações diferentes, em função do sistema de medida, comparando seu comportamento com o algoritmo Bandwidth Feasibility original.

Na primeira situação, onde se considera que cada link consome energia em função da largura de banda alocada nesse momento, o modelo de fator $k=1.5$ tem uma melhor relação energia por requisição aceita, mas uma pior porcentagem energia por largura de banda alocada que o algoritmo original.

Na segunda situação, que considera que cada link consome energia em função da largura de banda total do link, o modelo de fator $k=1.5$ não consegue economizar energia respeito ao algoritmo original.

Como conclusão prática, podemos determinar que o modelo de fator $k=1.5$ não consegue uma melhora relevante no consumo de energia respeito ao comportamento do algoritmo Bandwidth Feasibility original.

9. Referências

- [1] R.L Gomes, L. F Bittencourt, and E. R. M. Madeira, “A Virtual Network Allocation Algorithm for Reliability Negotiation” in 22st International Conference on Computer Communications and Networks (ICCN), 2013.
- [2] R.L Gomes, L. F Bittencourt, and E. R. M. Madeira, “A Bandwidth-Feasibility Algorithm for Virtual Network Allocation in the Reliability Negotiation Context”.
- [3] N. M. Mosharaf Kabir Chowdhury and Rabouf Boutaba, “Network Virtualization: State of the Art and Research Challenges” in IEEE Communications Magazine, vol.47, no. 7, pp. 20-26, 2009.
- [4] N. M. Mosharaf Kabir Chowdhury and Rabouf Boutaba, “A survey of network virtualization” in Elsevier Computer Networks Journal, vol.54, pp. 862-876, 2010.
- [5] Dzmitry Kliazovich, Pascal Bouvry and Samee Ullah Khan, “Green-Cloud: a packet level simulator of energy-aware cloud computing data centers” in Global Telecommunications Conferences (GLOBECOM 2010), 2010.
- [6] Fabrizio Granelli, “Design of Green Networks: Towards the Green Internet”, Greenet Project, University of Trento.
- [7] Rod Tucker, “Modelling Energy Consumption in IP Networks” in Cisco Green Research Symposium, 2008.