

# 消費電力の最小化と負荷分散を考慮したトラフィックエンジニアリングに関する一考察

## A Study on Traffic Engineering for Energy Efficiency and Load Balancing

後藤 裕哉<sup>†</sup> 小泉 佑揮<sup>†</sup> 長谷川 亨<sup>†</sup>  
Hiroya Goto Yuki Koizumi Toru Hasegawa

### 1. はじめに

情報通信の発展に伴い、ネットワーク全体の消費電力が増加している。例えば、ヨーロッパのネットワークインフラストラクチャーが消費する電力は年間 5% 以上増加しており、2020 年には 35.8 [TWh] に到達すると予想されている [1]。次世代のネットワークにおける、ネットワークの消費電力削減は重要な課題であると議論されている [1]。

これに対して、ルーターなどのハードウェアの省電力化によってネットワークの消費電力削減を目指す研究がなされている [2]。Bolla ら [2] は、動作周波数と電圧を動的に変化させることで消費電力を削減する技術である Dynamic Voltage and Frequency Scaling (DVFS)、および、パケットを処理していない時間に動作周波数や電圧が最小であるアイドル状態に遷移させることで消費電力を下げる技術など、現在の汎用計算機の CPU が有する省電力化技術のルーターへの応用を検討している。以降、これらの省電力技術を採用したルーターを省電力ルーターと呼ぶ。省電力ルーターを用いることで、ホーム、アクセス、メトロ、コアネットワークそれぞれにおける消費電力が削減されることが示されている。

しかしながら、省電力ルーター利用の副作用として、ルーターやリンクの利用効率などネットワーク負荷の上昇が懸念される。省電力ルーターを用いた場合は、動作周波数や電圧を低下させると、パケットの処理速度が低下するため、相対的にルーターの利用率が增加する。これらの懸念は、省電力ルーターの利用が、従来から検討されているトラフィックエンジニアリングと相反する可能性を示唆している。トラフィックの急激な発生への対応やそれに起因する通信品質劣化への対応、もしくは、輻輳に起因する遅延の影響を回避するため、リンク負荷を分散するトラフィックエンジニアリングが考えられている [3]。これは、敷設されているリンクにトラフィックを分散させ、平均的なリンクの利用効率を低下させる制御である。したがって、上述の省電力ルーターと制御が競合する可能性がある。ネットワークの消費電力削減と負荷分散の複数の異なる制御目的を同時に考慮したトラフィックエンジニアリングを考える必要がある。

ネットワークの消費電力削減と負荷分散を同時に考慮したトラフィックエンジニアリングを実現する上で、以下の課題がある。このような複数の制御目的が混在する場合、それぞれの制御目的を重み付きで結合して単一の制御目的とした最適化問題として考える方法 [4] や、一方の制御目的を制約式とした最適化問題として考える方法 [5] がある。しかし、複数の制御目的を重み付きで結合して単一の制御目的に変換する方法では、重みの決定が難しいことが知られている。一方の目的を制約式に変換する方法については、制約式に変換する制御目的の決定法

やその変換法に関して機械的な解法は存在しておらず、試行錯誤によって決定するのが現状である。さらに、ネットワークの消費電力削減と負荷分散を考える場合、ルーターの動作周波数と電圧制御およびネットワークの経路制御という複数の制御対象が存在する。ネットワークの消費電力削減と負荷分散を同時に考慮したトラフィックエンジニアリングを考える場合、2 つの制御目的に加え、2 つの制御対象を同時に考える必要がある。

そこで、本稿では、ネットワークの消費電力削減と負荷分散を同時に考慮したトラフィックエンジニアリング実現の第一歩として、消費電力削減と負荷分散という 2 つの制御目的、ルーターの動作周波数と電圧制御と経路制御という 2 つの制御対象が相互に与える影響を評価するため、ネットワークの消費電力削減を目的とするトラフィックエンジニアリングと負荷分散を目的とするトラフィックエンジニアリングのそれぞれを最適化モデルとして定式化する。2 つの最適化モデルを用いて、2 つの制御目的、2 つの制御対象が相互に与える影響を評価する。

本稿の構成は以下の通りである。はじめに、2 章で省電力ルーターを説明し、次に、3 章でネットワーク全体の消費電力最小化と負荷分散に関するトラフィックエンジニアリングを最適化モデルとして定式化する。4 章で、2 つの制御が相互に与える影響を議論する。5 章では、最適化モデルを用いて、それぞれのトラフィックエンジニアリングが相互に与える影響を評価する。最後に、6 章で、まとめと今後の課題を述べる。

### 2. 省電力ルーター

本稿では、Bolla らが提唱する省電力ルーター [2] を想定する。本章では、想定する省電力ルーターを説明する。

#### 2.1 概要

省電力ルーターは、汎用計算機における CPU が有する省電力機構が、ルーターなどネットワーク機器に具備されることを仮定して設計されたルーターである。省電力ルーターは、Low Power Idle (LPI) と Adaptive Rate (AR) の 2 つの省電力機構を有する。LPI は、パケットを処理していない時間にルーターをアイドル状態に遷移させることで消費電力を削減する技術である。一方、AR は、ルーターがパケットを処理している状態、すなわちアクティブ状態において、DVFS を用いて動作周波数と電圧を動的に変化させることで消費電力を削減する技術である。以降、それぞれの技術を簡単に説明し、文献 [2] で提案されている省電力ルーターの消費電力モデルを説明する。

#### 2.2 Low Power Idle

LPI は、ルーターがパケットを処理していない非稼働時に、ルーターを構成する種々のコンポーネントへの電源供給を切断することでルーターの消費電力を削減する技術である。これは、現在の汎用計算機の CPU が有する C ステート機構に相当する機能である。コンポーネントへの電源供給が切断された状

<sup>†</sup> 大阪大学, Osaka University

態をアイドル状態と呼ぶ。

パケット処理をしていないときの消費電力は低くなるため、負荷に応じてルーターの消費電力を削減することができる。

### 2.3 Adaptive Rate

AR は、LPI とは対照的に、ルーターがパケットを処理しているアクティブ状態において、DVFS により動作周波数と供給電圧を動的に変動させる技術である。動作周波数を低下させることで、処理能力は低下するものの、消費電力を削減することができる。また、動作周波数を低下させると、デバイスを低い電圧で駆動することが可能になるため、同時に給電電圧も下げることができ、消費電力を削減できる。一般的に動作周波数と給電電圧は同時に変更されるため、変更可能な動作周波数と給電電圧の組がデバイスごとに定義されている。この動作周波数と給電電圧の組をステートと呼ぶ。ステートには、動作周波数の低い順に番号が割り当てられているものとする。AR は、汎用計算機における P ステートに相当する。ルーターに到着するパケットの量を負荷とする。AR 非適用時は、負荷の大小にかかわらず、ルーターは常に最高の周波数で稼働するため、最大の電力を消費する。それに対して、AR を適用した場合、負荷を処理可能な動作周波数の中でより低い動作周波数を持つステートに遷移することで、到着したパケットを処理しながら消費電力を削減することができる。

### 2.4 消費電力モデル

省電力ルーターは、0 から  $S-1$  までの  $S$  組のステートを有するものとする。また、ステートが  $S-1$  であるとき、ルーターの動作周波数は最大であるとし、ステートが  $s$  であるときのルーターの動作周波数は最大動作周波数の  $(s+1)/S$  であると仮定する。すなわち、ステートが 0 である場合のルーターの動作周波数は、最大動作周波数の  $1/S$  である。また、動作周波数とルーターのパケット処理速度は比例すると仮定する。すなわち、ステートが  $s$  であるときのルーターのパケット処理速度は、最大パケット処理速度の  $(s+1)/S$  である。

文献 [2] では、AR 適用時の省電力ルーターの消費電力が以下の式でモデル化されている。

$$\Phi_{\text{active}}^{(s)} = \left( \Phi_{\text{amin}}^{1/\nu} + \left( \Phi_{\text{amax}}^{1/\nu} - \Phi_{\text{amin}}^{1/\nu} \right) \frac{s+1}{S} \right)^\nu \quad (1)$$

$\Phi_{\text{active}}^{(s)}$  は、ルーターがアクティブ状態であり、かつ、ステートが  $s$  であるときの消費電力である。 $\Phi_{\text{amin}}$ 、 $\Phi_{\text{amax}}$  は、それぞれ、ルーターがアクティブ状態であるときの最小消費電力と最大消費電力である。 $\nu$  は、 $\Phi_{\text{active}}^{(s)}$  を決定づけるパラメータであり、ルーターが Dynamic Frequency Scaling (DFS) を採用したときは  $\nu = 1$ 、Dynamic Voltage Scaling (DVS) を採用したときは  $\nu = 2$ 、DVFS を採用したときは  $\nu > 2$  となる。すなわち、ルーターが動作周波数と供給電圧を同時に変更できる場合は、ステートを下げたときにより消費電力が低下することを示している。

次に、AR および LPI 適用時の省電力ルーターの消費電力は、ルーターの負荷に対する消費電力としてモデル化されている。ルーターの負荷は、ルーターがパケットを処理している時間の平均値である。ルーターが 1 秒に処理可能なトラフィック量を

ルーターの処理速度 [bit/s] と定義する。ステートが  $s$  であるときのルーター負荷  $\rho^{(s)}$  は、到着するトラフィック量のレート  $\lambda$  [bit/s] とステートが  $s$  であるときのルーターの処理速度  $\mu^s$  を用いて以下の通りに表現できる。

$$\rho^{(s)} = \frac{\lambda}{\mu^{(s)}} \quad (2)$$

また、ルーターの最大処理速度を  $\mu$  とすると、 $\mu^{(s)} = S^{-1}(s+1)\mu$  となる。ステートが  $s$  であり、ルーターへ到着するトラフィック量のレートの平均値が  $\lambda$  であるときのルーターの消費電力  $\tilde{\Phi}^{(s)}$  は、以下の式でモデル化される。

$$\tilde{\Phi}^{(s)} = \left( \left[ \Phi_{\text{idle}}^{(s)} \right]^{1/\sigma} (1 - \rho_j^{(s)}) + \left[ \Phi_{\text{active}}^{(s)} \right]^{1/\sigma} \rho_j^{(s)} \right)^\sigma \quad (3)$$

$\Phi_{\text{idle}}^{(s)}$  は、ルーターのステートが  $s$  であるときのアイドル状態における消費電力である。 $\sigma$  ( $0 < \sigma \leq 1$ ) は消費電力を決定するパラメータである。アイドル状態への遷移には一定の遅延が存在する。したがって、アクティブ状態からアイドル状態、逆にアイドル状態からアクティブ状態への遷移時には、パケット処理をしていないにもかかわらず一定の電力を消費する。アイドル状態とアクティブ状態の遷移に遅延がない理想的なデバイスのときは  $\sigma = 1$  となる。アイドル状態とアクティブ状態間の遷移の遅延が大きいほど  $\sigma$  は 0 に近づく。

## 3. 消費電力の削減と負荷分散の定式化

本章では、省電力ルーターを用いたネットワーク全体の消費電力の最小化と負荷分散を目的としたトラフィックエンジニアリングを最適化問題として定式化する。

### 3.1 消費電力の最小化を目的とするトラフィックエンジニアリング

消費電力の最小化を目的とするトラフィックエンジニアリングを、全てのノードの消費電力の和を最小化する最適化問題として定式化する。定式を以下にまとめる。

$$\text{minimize } \sum_j W_j \quad (4)$$

$$\text{s.t. } \rho_j^{(s)} = \frac{\sum_i \lambda_{(i,j)}}{\sum_i \mu_{(i,j)}(s_j+1)S^{-1}} \quad (5)$$

$$\lambda_{(i,j)} = \sum_{u,v} \lambda_{(i,j)}^{(u,v)} \quad (6)$$

$$\mu_{(i,j)} \geq \lambda_{(i,j)} \quad (7)$$

$$\sum_i \mu_{(i,j)} \times \frac{s_j+1}{S} \geq \sum_i \lambda_{(i,j)} \quad (8)$$

$$\sum_k \lambda_{(i,k)}^{(u,v)} - \sum_k \lambda_{(k,i)}^{(u,v)} = \begin{cases} \lambda_{(i,v)}^{(u,v)} & \text{if } u = i \\ -\lambda_{(u,v)}^{(u,v)} & \text{if } v = i \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases} \quad (9)$$

式 (4) は、目的関数であり、ルーター  $j$  の消費電力  $W_j$  の和を最小化することを表す。 $W_j$  は、式 (3) をもとに、以下の通りにモデル化する。

$$W_j = \Phi_{\text{active}}^{(s)} \left( \rho_j^{(s)} \right)^\sigma \quad (10)$$

最新 CPU デバイスのアイドル状態の CPU コアは、消費電力がほぼ 0 であるとされている [6]。省電力ルーターにも同等の技

術が利用されるという仮定のもと、式 (3) におけるアイドル状態のルーターの消費電力  $\Phi_{\text{idle}}^{(s)}$  を 0 とした。

式 (5) はルーターの負荷を表現する制約式である。 $\lambda_{(i,j)}$  はリンク  $(i,j)$  上のトラヒック量である。式 (2) において、ルーターの処理速度の最大値  $\mu$  をルーターに流入するリンクの容量  $\mu_{(i,j)}$  の和として  $\mu = \sum_i \mu_{(i,j)}$  とし、ルーターに到着するトラヒック量をルーターに流入するトラヒック量の和として  $\sum_i \lambda_{(i,j)}$  とした。式 (6) は、リンクを流れるトラヒック量を表す制約式である。 $\lambda_{(i,j)}^{(u,v)}$  は、ノード  $u$  を始点とし  $v$  を宛先とするトラヒックのうち、リンク  $(i,j)$  を流れるトラヒック量である。式 (7) は、リンク上のトラヒック量がリンクの容量を超えないことを制約する。式 (8) は、ルーターに流入するトラヒック量がルーターの処理速度を超えないことを制約する。省電力ルーターは、ステートによってルータの処理速度が変化するため、式 (8) の制約が必要である。最後に、式 (9) は、フロー保存則である。

### 3.2 負荷分散のトラヒックエンジニアリング

本章では、負荷分散を実現するトラヒックエンジニアリングとして、文献 [3] で提案されている、リンクコスト ( $C_{(i,j)}$ ) の和を最小化する最適化問題として定式化したトラヒックエンジニアリングを説明する。定式化されたモデルを以下にまとめる。

$$\begin{aligned} & \text{minimize } \sum_{i,j} C_{(i,j)} & (11) \\ & \text{s.t. Eqs. (6), (7), (8), and (9)} \end{aligned}$$

制約式については、消費電力最小化を目的としたトラヒックエンジニアリングで用いた制約式の一部と同様である。式 (11) の  $C_{(i,j)}$  はリンク  $(i,j)$  のリンクコストであり、以下の通りにモデル化されている。

$$C_{(i,j)} = \frac{\lambda_{(i,j)}}{\mu_{(i,j)} - \lambda_{(i,j)}} \quad (12)$$

リンクコストは、リンクを M/M/1 待ち行列モデルと見た場合の遅延に相当する値であり、リンクの利用率が高くなるにつれて急激に増加する値である。式 (11) において、 $C_{(i,j)}$  の総和を最小化することで、リンクの利用率が過度に高くなることを防ぎ、結果として負荷分散が実現される。

## 4. 二制御が相互に与える影響

本章では、2 つの制御が相互に与える影響に関して議論する。評価の要点として、2 つの目的関数、2 つの制御対象に注目する。目的関数については、ネットワークの消費電力の最小化と負荷分散、制御対象に関しては、経路制御とステート制御の 2 つを考える。表記の簡単のため、ネットワークの消費電力の最小化とリンクの負荷分散の目的関数をそれぞれ EE (Energy Efficiency) と LB (Load Balancing) と表記する。また、目的関数を  $X$  として、経路のみを制御する場合を  $R(X)$ 、ステートのみを制御する場合を  $S(X)$ 、経路とステートを同時に制御する場合を  $RS(X)$  と表記する。 $X$  には、EE もしくは LB が入る。すなわち、 $RS(EE)$  は、ネットワークの消費電力の最小化を目的として経路とステートを同時に制御することを示す。これは、3.1 章の最適化モデルにおいて、 $s_j$  と  $\lambda_{(i,j)}^{(u,v)}$  を変数として最適解を導出することに相当する。 $S(EE)$  は、 $\lambda_{(i,j)}^{(u,v)}$  を所与の定数、 $s_j$

を変数として最適解を導出した結果である。 $R(LB)$  は 3.2 章の最適化モデルにおいて、 $s_j$  を定数、 $\lambda_{(i,j)}^{(u,v)}$  を変数として最適解を導出する。なお、LB を目的関数としたときは、ステート  $s_j$  は目的関数に関与しないため、 $s_j$  は変化しない。したがって、 $S(LB)$  は考えない。また、同様の理由で  $RS(LB)$  は、 $R(LB)$  と等価である。同様に、EE に対して主に影響を与える変数はステート  $s_j$  であるため、 $R(EE)$  も考えないものとする。すなわち、本稿では、 $R(LB)$ 、 $S(EE)$ 、 $RS(EE)$  の 3 つの制御が相互に与える影響を考える。

それぞれの制御が相互に与える影響を、1) それぞれの制御を単独で実施する場合、2) ある制御を実施した後に他の制御を実施する場合に分けて議論する。まず、1) を考える。 $R(LB)$ 、 $RS(EE)$  をそれぞれ単独で実施した場合を考える。このときは、それぞれの目的関数が最適化される一方で、他方の目的関数の値は最悪値に近くなると予想される。

次に、2) の場合を考える。まず、消費電力の削減効果に大きな影響を与えるると予想されるステート制御と、負荷分散に影響を与える経路制御の関係、すなわち、 $R(LB)$  と  $S(EE)$  の関係を考える。はじめに  $S(EE)$  において消費電力を削減するためにステートを下げた場合、式 (8) よりルーターの処理能力も低下する。したがって、その後に  $R(LB)$  を実施するとき、選択可能な経路が限定されリンクコストを十分に低下できない可能性がある。また、 $R(LB)$  によりルーターの負荷が増加し、ルーターの消費電力が増加する可能性がある。一方で、 $R(LB)$  を実施した後に  $S(EE)$  を実施すると、負荷を分散するためにトラヒックの経路を決定しているため、すでにルーターにはトラヒックが流れており、式 (8) の制約によりルーターのステートを十分に下げることができない可能性がある。このように、 $S(EE)$ 、 $R(LB)$  は互いの制御を阻害する可能性がある。

## 5. シミュレーション評価

本章では、前章で議論したネットワークの消費電力の最小化および負荷分散を目的としたトラヒックエンジニアリングが相互に与える影響を評価するために、二者を単独で実施した場合と交互に実施した場合のネットワークの消費電力およびリンクコストを評価する。

### 5.1 シミュレーション条件

ルーターの最大消費電力は、Juniper Networks の T4000 ルーター [7] の性能を参考に、11500 W とする。省電力ルーターは現在の汎用計算機における CPU と同等の消費電力特性を有すると仮定し、Intel® Xeon® E5620 プロセッサの測定実験の結果 [8] を参考に、 $\Phi_{\text{amin}}$  は、最大消費電力の 35% とした。ステートの数 ( $S$ ) は 10 とする。ただし、Xeon® E5620 プロセッサを参考に、ルーターが設定可能なステートの範囲は 4 から 9 とする。想定するネットワークの接続形態は、Internet2 の基幹ネットワークのトポロジー (Abilene トポロジー) を用いた [9]。Abilene トポロジーのノードの数は 11 で、リンクの数は 14 である。リンクの帯域幅は全て 10 Gbps とした。対地間のトラヒック量は、ノードが存在する都市の人口にもとづいて、重力モデル [10] を用いて計算した。また、現実的な時間での求解のため、3 章で議論した最適化モデルにおける非線形関数を、

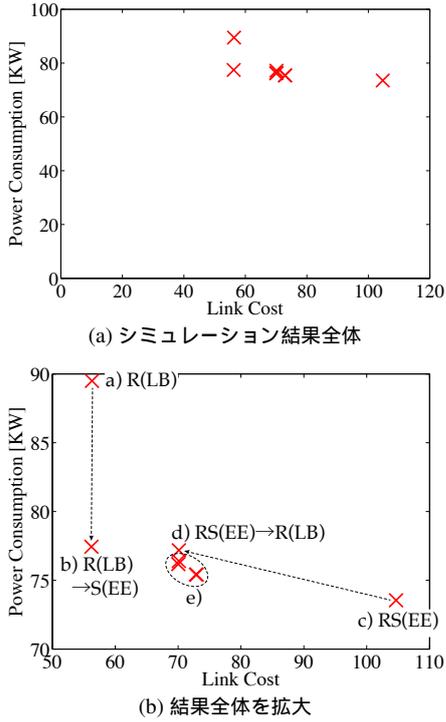


図 1: ネットワークの消費電力とリンクコスト

区分線形関数で近似し、最適解の近似値を導出する。

## 5.2 リンクコストと消費電力の評価

図 1 に、リンクコストと消費電力の評価結果を示す。図 1(a) は、シミュレーション結果の全体であり、図 1(b) は、図 1(a) のプロットの存在する箇所を拡大したグラフである。図の横軸はリンクコスト、縦軸は消費電力である。ネットワークに到着するトラフィックの総量は 50 Gbps とした。トラフィック量を変えた場合においても、以降で議論する傾向に大きな変化はなかったため、紙面の都合上、それらの評価結果は省略する。状態は全てのノードで  $s = S - 1$  とし、負荷分散を目的として R(LB) を実施して経路を制御したときの結果は、図 1(b) における a) 点である。その後、経路を固定したまま消費電力の最小化を目的とした S(EE) によりルーターの状態を制御した結果、すなわち R(LB) → S(EE) と順に実施したときの結果が b) 点である。リンクコストに変化はなく消費電力が削減されている。一方、消費電力の最小化を目的として RS(EE) を実施したときの結果は c) 点である。このときは、消費電力は最小であるが、リンクコストは高い。この後、状態を固定したまま負荷分散を目的として R(LB) を実施して経路を制御したとき、すなわち、RS(EE) → R(LB) と順に実施したときの結果が図の d) 点である。このとき、c) 点の結果と比較してわずかに消費電力が増加しているものの、リンクコストは大きく減少している。b) 点、d) 点の後に他の制御を実施した場合は、e) の破線で囲んだ箇所の内部のいずれかの点に遷移する。

次に、LB に関する制御と EE に関する制御を交互に実施した場合の効果を詳細に分析する。図 2 は、R(LB) および S(EE) を交互に実施したときの結果である。左の縦軸はリンクコスト、右の縦軸は消費電力である。横軸は制御のステップ数であり、各ステップで、R(LB) もしくは S(EE) を実施する。最初

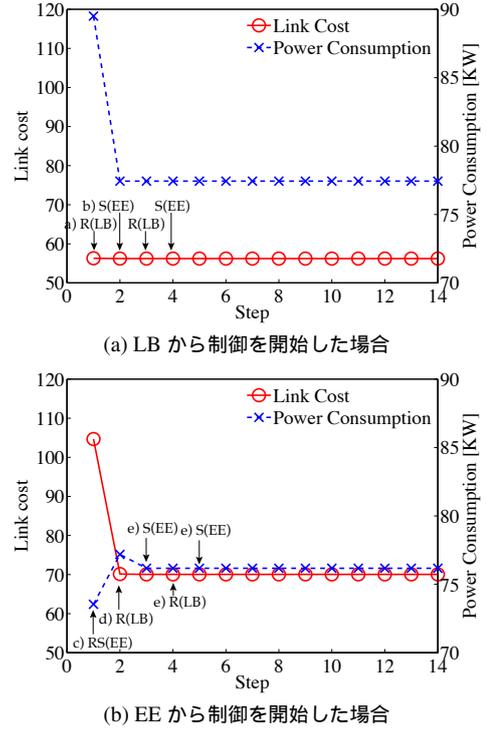


図 2: R(LB) と S(EE) を交互に実施したときの消費電力とリンクコストの遷移

の 1 回目については経路を決める必要があるため、S(EE) の代わりに RS(EE) を実施するものとする。図 2(a) は、R(LB) から制御を開始した場合の結果であり、図 2(b) は RS(EE) から制御を開始した場合の結果である。いずれの場合においても、R(LB) → S(EE) を実施した時点で制御が収束し、以降変化がない。S(EE) において状態を変化させたとしても、R(LB) の目的関数には全く影響がないため、R(LB) を実施したとしても経路に変化がないためである。LB から実施した場合と EE から実施した場合では異なる値に収束していることが分かる。これは、LB から制御を開始する場合は経路は LB によってのみ決まるのに対して、EE から制御を開始する場合は RS(EE) による経路制御と R(LB) による経路制御が存在するためである。

上記の結果は、経路と状態を異なる制御目的に対して徐々に制御することで、消費電力とリンクコストをより公平に低下できる可能性を示唆している。ここで公平とは、次の通りに定義する。制御の結果消費電力とリンクコストが  $LB_x$ 、 $EE_x$  であるとき、以下の値が低い状態を公平とする。

$$\left| \frac{EE_{\text{worst}} - EE_x}{EE_{\text{worst}} - EE_{\text{best}}} - \frac{LB_{\text{worst}} - LB_x}{LB_{\text{worst}} - LB_{\text{best}}} \right| \quad (13)$$

ただし、 $LB_{\text{best}}$ 、 $LB_{\text{worst}}$ 、 $EE_{\text{best}}$ 、 $EE_{\text{worst}}$  は、消費電力とリンクコストの最良値と最悪値であり、R(LB)、RS(EE) を単独で実施した図 1(b) の a) 点、c) 点の結果に相当する。この仮説を示すために、R(LB)、S(EE) に加えて、RS(EE) を交互に実施した場合の結果を評価する。ただし、RS(EE) を実施すると R(LB) の結果は全て上書きされてしまい、負荷分散の効果がなくなるため、RS(EE) については、S(EE) の後に実施し、かつ、S(EE) によって決定された状態を上限として状態  $s_j$

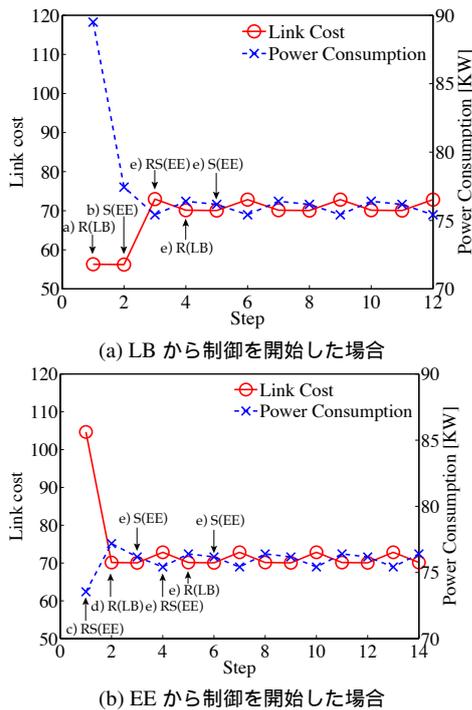


図 3: R(LB)、S(EE)、RS(EE) を交互に実施したときの消費電力とリンクコストの遷移

を制御するものとする。これにより、R(LB)、S(EE)、RS(EE) は R(LB)→S(EE)→RS(EE) の順で実施され、それぞれ前段の制御の結果の一部を維持する。すなわち、R(LB)→S(EE) においては、R(LB) の経路のまま、S(EE) によって状態が制御され、S(EE)→RS(EE) においては、S(EE) の状態を上限として RS(EE) において経路と状態が制御される。

評価結果を図 3 に示す。図の縦軸と横軸は図 2 と同様である。いずれの結果も、図 2(a) よりも消費電力とリンクコストが公平に削減されている。したがって、本評価条件においては、経路と状態を異なる制御目的に対して徐々に制御することで、消費電力とリンクコストをより公平に低下できることがわかる。また、EE および LB に関するどちらの制御から開始した場合においても制御結果が同一の値になることが分かる。ただし、図 3(a)、(b) のいずれの評価結果においても、消費電力とリンクコストはある 3 つの状態を繰り返し振動していることが分かる。これは、状態が離散値であることが 1 つの要因であると考えられる。

最後に、いずれの場合も、高々数回の繰り返し制御で、公平性の高い制御値に到達していることが分かる。本評価条件においては、わずかな制御の繰り返しで良いことが分かる。

## 6. おわりに

本稿では、消費電力の最小化を目的としたトラフィックエンジニアリングと、負荷分散を目的としたトラフィックエンジニアリングが相互に与える影響を評価した。評価のために、文献 [2] で提唱されている省電力ルーターを用いたネットワークを想定し、省電力ルーターを用いたネットワークにおけるネットワークの消費電力の最小化を目的としたトラフィックエンジニアリングを最適化問題としてモデル化した。シミュレーション評価の

結果、Abilene トポロジーにおいては、経路と状態を異なる制御目的に対して徐々に制御することで、リンクコストとネットワークの消費電力を公平に低下できることが分かった。この仮説が他のトポロジーやトラフィック条件下でも成立するかを明らかにすることは今後の研究課題である。

## 参考文献

- [1] R. Bolla, R. Bruschi, F. Davoli, and F. Cucchietti, "Energy efficiency in the disaster scenario future internet: a survey of existing approaches and trends in energy-aware fixed network infrastructures.," *IEEE Communications Surveys and Tutorials*, vol. 13, pp. 223–244, Mar. 2013.
- [2] R. Bolla, R. Bruschi, A. Carrega, F. Davoli, D. Suino, C. Vassilakis, and A. Zafeiropoulos, "Cutting the energy bills of internet service providers and telecoms through power management: An impact analysis," *Computer Networks*, vol. 56, pp. 2320–2342, July 2012.
- [3] B. Fortz and M. Thorup, "Optimizing OSPF/IS-IS weights in a changing world," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 20, pp. 756–767, May 2002.
- [4] P. Wiatr, P. Monti, and L. Wosinska, "Power savings versus network performance in dynamically provisioned WDM networks," *IEEE Communications Magazine*, vol. 50, pp. 48–55, May 2012.
- [5] M. Zhang, C. Yi, B. Liu, and B. Zhang, "GreenTE: Power-aware traffic engineering," in *Proceedings of the 18th IEEE International Conference on Network Protocols*, pp. 21–30, Oct. 2010.
- [6] Intel Corporation, "Intel® Xeon® Processor 5600/5500 Series Platforms for Embedded Computing." <http://www.intel.com/content/dam/www/public/us/en/documents/platform-briefs/xeon-5500-5600-platform-brief.pdf>.
- [7] Juniper Networks, "T4000 core router — IP MPLS routing system." <https://www.juniper.net/jp/jp/products-services/routing/t-tx-series/t4000/>(accessed 2014-11-11).
- [8] K. Ohsugi, J. Takemasa, Y. Koizumi, T. Hasegawa, and I. Psaras, "Power consumption model of NDN-based multicore software router based on detailed protocol analysis," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 34, pp. 1631–1644, May 2016.
- [9] S. Knight, H. Nguyen, N. Falkner, R. Bowden, and M. Roughan, "The internet topology zoo," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 29, pp. 1765–1775, Oct. 2011.
- [10] M. Roughan, A. Greenberg, C. Kalmanek, M. Rumsewicz, J. Yates, and Y. Zhang, "Experience in measuring backbone traffic variability: Models, metrics, measurements and meaning," in *Proceedings of the 2nd ACM SIGCOMM Workshop on Internet Measurement*, pp. 91–92, Nov. 2002.