

省電力ネットワークを実現する高速トポロジー構築手法

早田 祥弘^{†a)} 見越 大樹[†] 竹中 豊文[†]

High-Speed Topology Constructive Method for Network Power Saving

Yoshihiro SOUDA^{†a)}, Taiju MIKOSHI[†], and Toyofumi TAKENAKA[†]

あらまし 近年、グリーン ICT の分野において、年々増加するネットワーク機器の消費電力量が問題となっている。ネットワークの省電力化手法としてトラフィックを集約し、トラフィックが流れないリンクを作り、その電源をオフにすることにより省電力化を図る手法が研究されている。これまで、リンクの電源をオフとするリンクを 1 本ずつ削減し、トラフィックを集約する省電力トポロジー構築手法が提案されている。しかし、この手法では、トラフィック変動により、リンクの電源のオン/オフを頻繁に繰り返すため、トラフィックの経路が不安定になりやすい。また、ルーチングも最短ホップ経路を用いるため、局所的なふくそうが発生しやすいという問題がある。本論文では、これらの問題を解決する LAP を提案する。LAP では、最小木を用いて初期トポロジー構築し、稼動リンク数の最大化を図るとともに、ふくそうが発生した際には、最小限のリンク追加を行う。更に消費電力量の最小化を目的とした数理計画問題を定式化し、最適解と LAP を性能評価によって比較することで LAP の有効性を示す。

キーワード グリーン ICT, 省電力ネットワーク, トポロジー構築, リンク削減, リンク追加

1. ま え が き

全世界の IP トラフィックは、動画像等のトラフィックの増加に伴い、2014 年には 1 か月当り 63.9EB に達し、2009 年の 4.3 倍に増加すると予測されている [1]。これに伴い、高性能なネットワーク機器の導入が進められており、また、トラフィックの将来需要や時間変動量を考慮して、平常時のトラフィックに比べて、過剰な設備で運用されている。このような背景から、2020 年には、全世界のネットワーク機器の消費電力量は、2008 年の約 4 倍になると予測されている [2]。更に産業技術総合研究所の報告 [3] によれば、2035 年までに国内のネットワークにおける消費電力量が、2007 年の日本の総発電量に達すると予測されており、年々増加するネットワーク機器の消費電力量が、グリーン ICT の分野の大きな問題となっている。

そこで、ネットワークのルーチング技術を利用した省電力化手法として、リンクのトラフィックのモニタリ

ングを行い、その結果を用いて、ルーチングによるトラフィックの集約を行うことにより、稼動リンク数を削減する省電力化手法 [4] が提案されている。しかし、文献 [4] は、総当りによる削除リンク探索を行うため、最終的な解を得るまでに膨大な計算量を要する。このため、文献 [4] の方式の計算量を改善した深さ 1 探索方式 [5] が提案されている。この方式では、稼動リンクを 1 本ずつ削減したトポロジーを複数生成し、リンク使用率の低いトポロジーを逐次選択する方法で削除リンクを決定している。

本論文では、深さ 1 探索方式 [5] を紹介し、その問題点を示すとともに、深さ 1 探索方式の問題点を解決する方式を提案し、シミュレーション実験によって評価を行う。更に、稼動リンク数を最小化したトポロジーを数理計画問題によって導出し、最適解と提案方式の性能を比較し、提案方式の有効性を示す。

本論文の構成は、以下のとおりである。2. で深さ 1 探索方式の概要と問題点について述べる。3. で深さ 1 探索方式の問題点を解決する提案方式について述べる。4. で最適解を導出する手法として数理計画問題について述べる。5. でシミュレーション評価により、深さ 1 探索方式と提案方式について、性能評価を行い、更に最適解との比較評価する。6. で本論文の結論を述べる。

[†] 日本大学大学院工学研究科, 郡山市

Graduate School of Engineering, Nihon University, Nakagawara 1, Tokusada, Tamuramachi, Koriyama-shi, 963-8642 Japan

a) E-mail: souda@netlab.ce.nihon-u.ac.jp

2. 深さ 1 探索方式

深さ 1 探索方式は、全リンクの電源をオンにした状態から、トポロジー内のリンクを 1 本ずつ削減したトポロジーを複数生成する。これらのトポロジーに対して、最短ホップ経路を用いて交流トラヒックを流し、最大リンク使用率を算出する。最大リンク使用率が最小となるトポロジーを対象にリンク削減を繰り返し行い、電源オフ可能なリンクを選択する手法である。なお、前提として送受信ノード間の交流トラヒックが既知であり、PCE (Path Computation Element) [5] によって、ネットワーク内のリンクオン/オフが可能であるとしている。また、文献[5]において PCE とは、リンクのトラヒックのモニタリングを行い、その結果を用いて、ルーチングによるトラヒックの集約を行う機器であると定義されている。

2.1 アルゴリズム

以下に深さ 1 探索方式で使用する記号とアルゴリズムを説明する。

n : トポロジー内のノード数

k : トポロジー内で稼動しているリンク数

[アルゴリズム]

(1) 全リンク電源をオンとしたトポロジーから、1 本のリンクの電源をオフにしたトポロジーを k 通り生成する。

(2) 生成されたトポロジー内に孤立したノードが発生した場合、そのトポロジーを除外する。候補となるトポロジーがない場合は、電源オフとしたリンクをオンとし処理を終了する。

(3) 得られたトポロジーに対して、最短ホップ経路で交流トラヒックを流し、各リンクの使用率を計算する。

(4) 選出された各トポロジーのうち最大リンク使用率が最も小さいトポロジーを選択する。

(5) ステップ (4) での最大リンク使用率がしきい値未満の場合は、ステップ (6) に進む。しきい値以上の場合は、電源オフとしたリンクの電源をオンとし処理を終了する。

(6) $k = k - 1$ と更新し、リンクの電源をオフにしたトポロジーを k 通り生成しステップ (2) に戻る。

図 1 は、5 ノード 7 リンクのトポロジーにおける深さ 1 探索方式のアルゴリズムの動作例を表している。1 回目のトポロジー選出では、全リンク電源をオンのトポロジーから 7 通りのトポロジーが生成され、各ト

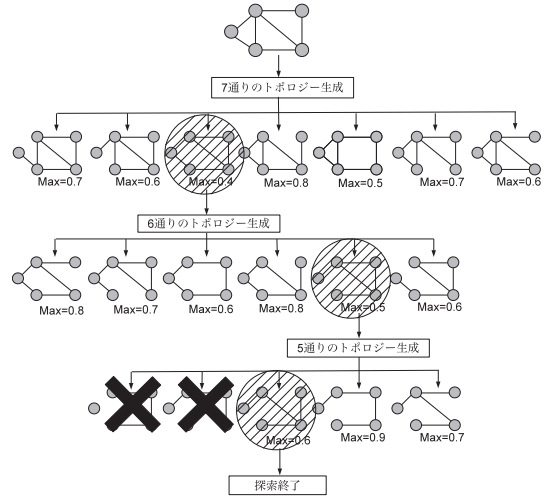


図 1 深さ 1 探索方式

Fig. 1 Execution example of ONEDEEP method.

ポロジーの最大リンク使用率が算出される。このトポロジー選出では、最大リンク使用率 0.4 のトポロジーが、最大リンク使用率が最も小さいため選出される。

2 回目のトポロジー選出では、6 通りのトポロジーが生成される。ここでは、1 回目の選出と同様に各トポロジーから最大リンク使用率が最も小さいトポロジーを選出する。この場合、最大リンク使用率 0.5 のトポロジーが選出される。

3 回目のトポロジー選出では、5 通りのトポロジーが生成される。しかし、今回は孤立ノードをもつトポロジーが発生している。この場合は、孤立ノードをもつトポロジーを除外する。そして、各トポロジーの中から最大リンク使用率 0.6 のトポロジーが選出され、探索が終了している。探索が終了した理由は、選出されて最大リンク使用率 0.6 のトポロジーから、リンクの削除を行うと、孤立ノードが発生するためである。

2.2 深さ 1 探索方式の問題点

深さ 1 探索方式では、交流トラヒックが変動すると、これまでの接続状態を無視し、トポロジーの再構築を行うため、リンクの電源のオン/オフが頻発し、経路が不安定になるという問題がある。また、最短ホップによるルーチングを行っているため、トラヒック量が多い場合、特定リンクにおいて最大リンク使用率がしきい値を超え、ふくそうが発生することがある。探索開始時点で、このような局所的なトラヒックの集中が発生した場合、2.1 のアルゴリズム (5) により、全リンクオンのトポロジーが解として算出され、該リンク

は、最大リンク使用率がしきい値を超えた状態であるため、ふくそう発生リンクとなる。なお、本論文では、最大リンク使用率がしきい値を超えた状態をふくそうと定義している。

また、深さ1探索方式のアルゴリズムでは、全リンク電源をオンの状態からリンクを1本ずつ削除する手法で探索を行っている。この手法では、リンク数が多い大規模なトポロジーでは、計算量が膨大となる。

3. LAP

本章では、深さ1探索方式の問題点を解決するために、LAP (Link Addition type Power-saving topology construction) を提案する。LAP では、Prim 法による最小木を用いて、全てのノード間の連結性を保障するとともに、未稼動リンク数の最大化を図る。また、リンクの残余帯域をリンクコストとした最小コスト経路探索により負荷分散することで交流トラヒックを収容し、深さ1探索方式の問題点である局所的なふくそうを回避する。更に、ふくそう発生時には、最小限のリンク追加を行うことでふくそうを解消している。

3.1 初期トポロジー構築手法

LAP では、最小リンク数で全てのノードを連結するため、Prim 法を用いた最小木で初期トポロジーを構築する。また、送信トラヒック量が最も多いノードを Prim 法の開始ノードとし、リンク帯域が大きいリンクを用いて最小木を構築する。すなわち、Prim 法を実行時のリンクコストは、大きい帯域をもつリンクを選出するためにリンク帯域の逆数である式 (1) を用いる。

$$C = \frac{1}{LBW} \tag{1}$$

以下に LAP における初期トポロジー構築アルゴリズムを示す。

[初期トポロジー構築アルゴリズム]

(1) Prim 法の開始ノードを最もトラヒックを送信しているノードとし、トポロジー内から選出する。

(2) 式 (1) のリンクコストを用いて Prim 法による最小木トポロジーを構築する。

(3) ステップ (2) で構築されたトポロジーで選出されたリンクのみ電源オンとし、残りのリンクは、電源オフとする。

図 2 は、LAP での初期トポロジー構築例を示している。ここでは、最もトラヒックを送信しているノードをノード 1 としている。Prim 法によりノード 1 が

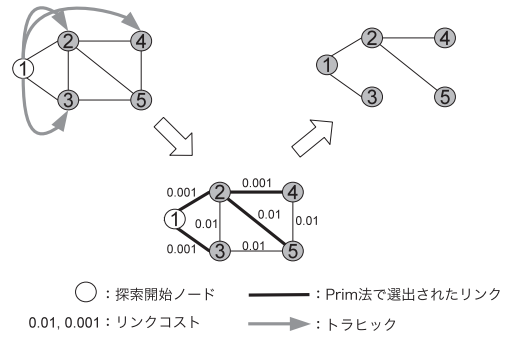


図 2 初期トポロジー構築
Fig. 2 Initial topology construction.

ら探索が開始され、リンク帯域が大きいリンクで構成された最小木のトポロジーを構築している。

3.2 残余帯域を考慮したコスト設定

Prim 法によって構築した初期トポロジー構築に、交流トラヒックの収容を行う。LAP では、経路選択で使用するリンクコストとして式 (2) のリンクコストを用いる。

T : 使用中のリンク帯域

LBW : 物理リンク帯域

稼動リンクコスト: $C = T/LBW$

未稼動リンクコスト: $C = \infty$ (2)

ふくそうリンクコスト: $C = \infty$

ふくそうの発生していない稼動リンクでは、コストとしてリンクの使用帯域を用いている。これによりリンクの残余帯域が大きい経路を選出しやすくし、負荷の分散を図っている。

3.3 リンク追加手順

交流トラヒックの収容が進むにつれ、リンク帯域上限値を越えるふくそうリンクが発生する。このリンクふくそうが発生した場合には、未稼動リンクの電源をオンにして、トラヒックの収容換えを行う必要がある。以下にその手順を示す。

3.3.1 ふくそうリンク周辺の探索

交流トラヒックの収容時にリンクふくそうが発生した場合、LAP では、ふくそうリンクの上流ノード側に接続している未稼動リンクを、1本ずつリンク追加を行い、ふくそう回避を試みる。以下にアルゴリズムを示す。

[リンク追加アルゴリズム 1]

(1) ふくそうリンクの上流ノード側に接続してい

る未稼動リンクの探索を行う。ない場合は、(4)へ移行する。

(2) 未稼動リンクを一本ずつ追加したトポロジーを生成し、交流トラフィックを、残余帯域を考慮した最小コスト経路で収容し、最大リンク使用率を記録する。

(3) 最大リンク使用率がしきい値以下の追加リンクがあれば、最大リンク使用率が最小となる追加リンクを解として、処理を終了する。しきい値以下の追加リンクがない場合は、(4)へ移行する。

(4) 次節で述べるリンク追加アルゴリズム2にアルゴリズムを変更し、再探索を行う。

上記のアルゴリズムで異常終了した場合、次項で述べるリンク追加手法にアルゴリズムを変更し、再探索を行う。

図3は、リンク追加アルゴリズム1の例を示している。ここでは、ノード2と5間のリンクでふくそうが発生し、ふくそうリンク周辺には、未稼動リンク2-3, 2-4, 3-5がある。ふくそうリンクの上流ノード側にある未稼動リンク2-3, 2-4をそれぞれ一本ずつ稼動したトポロジーを生成後、最大リンク使用率を算出する。そして、各トポロジーから最も最大リンク使用率が小さいトポロジーであるリンク2-4を追加する。

3.3.2 トラフィックの送信元ノードからの探索

リンク追加アルゴリズム1の手法でふくそうが回避できない場合、ふくそうリンクに流れているトラフィックの送信元ノードを調べ、最もトラフィック量の多い送信元ノードを選出する。該送信元ノードから各宛先ノードに向けて、Dijkstra法による経路計算を行い、当該経路上のリンクを追加することによってふくそう

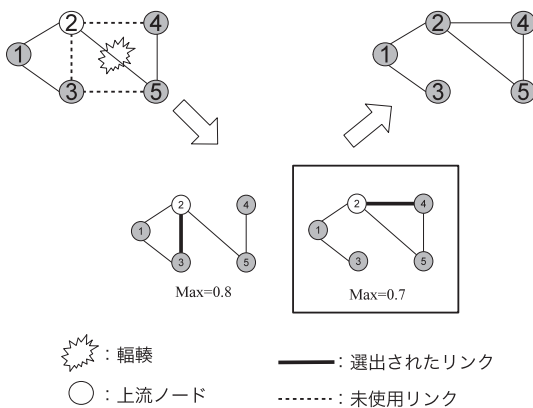


図3 ふくそうリンク周辺の探索
Fig.3 Search algorithm around congested link.

回避を試みる。

なお、Dijkstra法による経路計算で使用するコストとしては、式(3)を用いる。この探索では、稼動リンクの探索を優先するとともに、電源をオフとしてきた未稼動リンクも探索の対象とする。以下にアルゴリズムを示す。

$$\text{稼動リンクコスト} : C = T/LBW$$

$$\text{未稼動リンクコスト} : C = 1 \tag{3}$$

$$\text{ふくそうリンクコスト} : C = \infty$$

[リンク追加アルゴリズム2]

(1) ふくそうリンクを使用しているトラフィックの中で、最もトラフィックの多い送信元ノードを選出する。

(2) 該送信元ノードのペアとなる各宛先ノードに対して、式(3)のリンクコストを用いてDijkstra法による経路を算出する。

(3) 求めた経路に対して、送信元ノードに近い未稼動リンクからリンク追加を行う。

(4) リンク追加を行ったトポロジーに交流トラフィックを、残余帯域をコストとする最小コスト経路により収容し、最大リンク使用率を求める。

(5) 最大リンク使用率がしきい値未満であれば、処理を終了する。しきい値以上で求めた経路上に未稼動リンクが残っている場合は、更に送信元ノードに近い未稼動リンクを追加し、ステップ(4)に戻る。未稼動リンクがない場合はステップ(2)に戻る。

なお、リンク追加アルゴリズム2で述べたリンク追加手順によって未稼動リンクが探索できない場合は、トポロジー内の全リンクをオンに切り換え、探索を終了する。

図4に、リンク追加アルゴリズム2によるリンク追加手順の例を示す。リンク4-5でふくそうが発生し、最もトラフィックの多い送信元ノード4を開始ノード

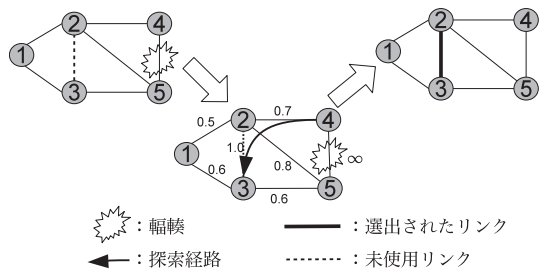


図4 トラフィックの送信元ノードからの探索
Fig.4 Search algorithm from source node.

とし、リンク追加の探索を行う。送信元ノード 4 から Dijkstra 法により経路を計算する。ノード 3 への経路計算から、ノード 2-3 間の未稼動リンクを発見し、リンク 2-3 を追加したトポロジーを解として選出する。

4. 数理計画問題による省電力トポロジー計算

本章では、消費電力量の最小化を目的とした数理計画問題を定義し、最適解を求める手法を定式化する。

4.1 数理計画問題

式 (4)~式 (10) に、消費電力量の最小化を目的関数とした数理計画問題を定式化する。式 (4) は、目的関数であり、ネットワークのリンク $e \in E$ の稼動状態を u_e と、その消費電力量を C_e で定義し、総消費電力を最小化している。

式 (5) は、送信元ノードにおけるフロー保存則である。式 (6) は、宛先ノードにおけるフロー保存則である。式 (7) は、中継ノードにおけるフロー保存則である。式 (8) は、リンク $e \in E$ を使用するフローの総トラヒック量がリンク帯域幅を超えない制約である。式 (9) は、稼動リンク $e \in E$ に流れる総フロー数がネットワークに流れる総フローを超えない制約である。式 (10) は、リンクを双方向で稼動させることを示す制約であり、例えばノード $i, j \in Q$ 間における $i \rightarrow j$ 方向へのリンク $e_{up} \in E$ が稼動状態であるならば、 $j \rightarrow i$ 方向のリンク $e_{down} \in E$ を稼動させる制約である。

[定数]

E : リンク集合

Q : ノード集合

NF : ネットワークに流れる総フロー数

$F_{s,d}$: ノード $s, d \in Q$ 間のフロー集合

C_e : リンク $e \in E$ の消費電力

$D_{s,d}^f$: 送信ノード $s \in Q$ から宛先ノード $d \in Q$ へのフロー $f \in F_{s,d}$ の要求帯域

B_e : リンク $e \in E$ の帯域幅

$r^-(r)$: ノード $r \in Q$ の入力リンク集合

$r^+(r)$: ノード $r \in Q$ の出力リンク集合

[変数]

u_e : リンク $e \in E$ の稼動状態

リンク e が電源オンなら 1, オフなら 0

$x_{s,d}^{e,f}$: リンク $e \in E$ におけるノード $s, d \in Q$ 間のフロー $f \in F_{s,d}$ の有無

リンク e をフロー f が稼動している場合 1, 稼動していない場合 0

目的関数

$$\min \sum_{e \in E} C_e u_e \quad (4)$$

制約式

$$\sum_{e \in r^+(r)} x_{s,d}^{e,f} - \sum_{e \in r^-(r)} x_{s,d}^{e,f} = 1 \quad r = s, s, d \in Q, f \in F_{s,d} \quad (5)$$

$$\sum_{e \in r^+(r)} x_{s,d}^{e,f} - \sum_{e \in r^-(r)} x_{s,d}^{e,f} = -1 \quad r = d, s, d \in Q, f \in F_{s,d} \quad (6)$$

$$\sum_{e \in r^+(r)} x_{s,d}^{e,f} - \sum_{e \in r^-(r)} x_{s,d}^{e,f} = 0 \quad r \neq s, d, s, d \in Q, f \in F_{s,d} \quad (7)$$

$$\sum_{s,d \in Q} \sum_{f \in F_{s,d}} x_{s,d}^{e,f} D_{s,d}^f \leq B_e \quad e \in E \quad (8)$$

$$\sum_{s,d \in Q} \sum_{f \in F_{s,d}} x_{s,d}^{e,f} \leq u_e NF \quad e \in E \quad (9)$$

$$u_{e_{up}} = u_{e_{down}} \quad e_{up}, e_{down} \in E \quad (10)$$

5. 性能評価

本章では、計算機実験による性能評価を行う。深さ 1 探索方式及び LAP のシミュレーション結果と数理計画問題による最適解と比較する。なお、数理計画問題は CPLEX [6] を用いて計算している。

以下に性能評価で使用する記号を示す。

CR : 経路変動率

NCR : 経路が変更になったフロー数

NF : ネットワークに流れる総フロー数

$TotalTraffic$: 総トラヒック量

AF : 1 フロー当りのトラヒック量

5.1 評価項目

性能評価を、フローの平均ホップ数、式 (11) から算出される経路変動率、及び省電力効果の指標としての未稼動リンク数により行う。

$$CR = \frac{NCR}{NF} \quad (11)$$

5.2 評価条件

ネットワークモデルとして、図 5 の COST 239 と図 6 の NSFNET を使用する。各リンクは、双方向リンクであり、リンク帯域を 1 Gbit/s とする。またリンク帯域の使用上の上限は、ネットワークの安定稼動

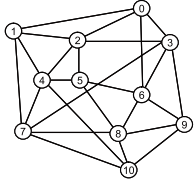


図 5 COST 239
Fig. 5 COST 239.

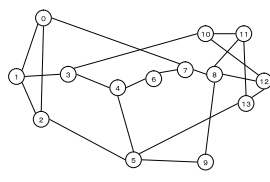


図 6 NSFNET
Fig. 6 NSFNET.

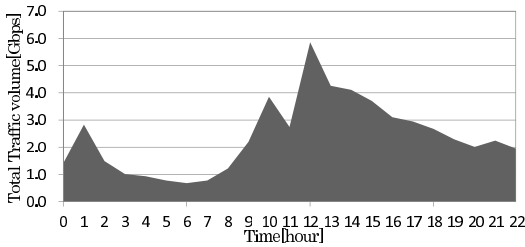


図 7 総トラフィック量
Fig. 7 Total Traffic volume.

とトラフィック変動を考慮して 0.4 Gbit/s と 0.8 Gbit/s で行う。

トラフィックモデルは、キャンパスで実測した図 7 を使用する。この図の総トラフィック量は、ネットワーク内を流れる全フローのトラフィックの和を示している。計算機実験では、S-D ペアは、ランダムで生成し、1 フロー当りのトラフィック量は 50 Mbit/s とする。ネットワークに流れるフローの発生件数は、式 (12) によって計算する。

$$NF = \frac{TotalTraffic}{AF} \quad (12)$$

例えば、あるシミュレーション時刻の総トラフィック量が 250 Mbit/s の場合、1 フロー当りのトラフィック量が 50 Mbit/s であるため、総フロー数は、式 (12) より 5 となる。

シミュレーション時刻が進行すると、総トラフィックが変動するためにフローの追加と削除が必要となる。トラフィックが増加した場合は、前時刻で発生した総フロー数との差を求め、新規フローを追加する、トラフィックが減少した場合も同様に、フロー数の差を求め、古いフローから削除する。

シミュレーション時間は、23 時間とする。この 23 時間のシミュレーション時間内で 1 時間ごとに省電力トポロジーの計算を行う。なお、シミュレーション評価には、5 回の試行の平均を用いる。

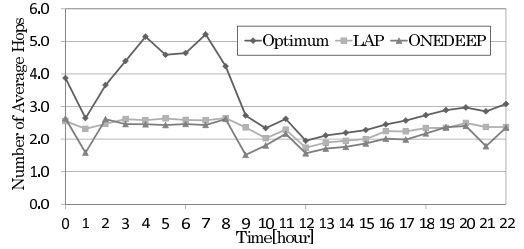


図 8 平均ホップ数 (上限値: 0.4 Gbit/s, COST 239)
Fig. 8 Number of average hops. (0.4 Gbit/s, COST 239).

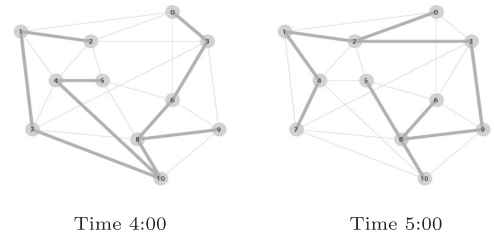


図 9 最適解によるトポロジー構成
Fig. 9 Topology configurations by optimal solutions.

5.3 評価結果

評価結果のグラフにおいて、Optimum は、数理計画問題による最適解、ONEDEEP は、深さ 1 探索方式を示している。

5.4 COST 239 における評価結果

本節では、COST 239 トポロジーにおける評価結果を示す。

5.4.1 平均ホップ数

図 8 に、リンク帯域の上限値を 0.4 Gbit/s とした各方式の平均ホップ数を示す。最適解は、時刻 4 時から 7 時の間では、平均ホップ数が大きく増加している。これは数理計画問題の定式化にあたり、トラフィックの経路、ホップ数に対して制約を与えていないためである。このため、平均ホップ数が大きく増加している。図 9 に、4 時と 5 時における最適解のトポロジーを示す。最小限の稼働リンク数でトポロジーが構成されている。これにより、一部フローが大きく迂回することになり、ホップ数が増加している。

提案の LAP は、残余帯域を考慮したルーチングを行うため、最短ホップのルーチングを行う深さ 1 探索方式よりホップ数が長くなる傾向がある。しかし、シミュレーションの結果では、両方式の平均ホップ数の差は、最大で約 1 hop と小さく、有意差はない。これは、LAP が最もトラフィックを送信しているノードを

中心に初期トポロジーの構築を行っているため、迂回によるホップ数の増加が少なく、平均ホップ数の差が抑えられているためである。

図 10 に、リンク帯域の上限値を 0.8 Gbit/s とした各方式の平均ホップ数を示す。最適解は、トラヒックの経路、ホップ数に対して制約を与えていないため、時刻 5 時から 8 時の間では、平均ホップ数が大きく増加している。

一方、LAP と深さ 1 探索方式の平均ホップ数の差に有意差はないが、時刻 1 時と 10 時、12 時で深さ 1 探索方式の平均ホップ数がわずかに減少している。これは、稼動リンク数が急激に増えたことで最短ホップによる伝送が可能になったためである (図 14)。

5.4.2 経路変動率

図 11 に、リンク帯域の上限値を 0.4 Gbit/s とした各方式の経路変動率を示す。この経路変動率は、トラヒック変動に伴い経路の変更が必要となるフローの比率であり、ルーチングの安定性を示している。最適解は、前時刻と無関係にトポロジー構成とトラヒック経路を再計算するため、時刻 4 時から 5 時では、経路変動率が高くなっている。これは、図 9 で示すように、稼動リンクが変化したことにより、前時刻のトポロジー構成から大きく変化したためである。

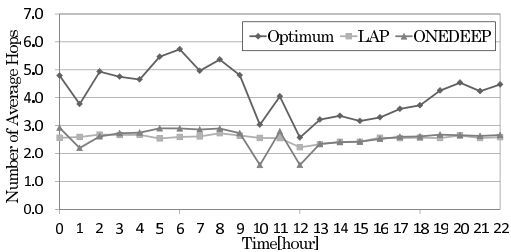


図 10 平均ホップ数 (上限値: 0.8 Gbit/s, COST 239)
Fig. 10 Number of average hops. (0.8 Gbit/s, COST 239)

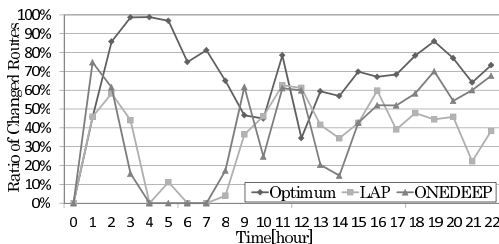


図 11 経路変動率 (上限値: 0.4 Gbit/s, COST 239)
Fig. 11 Ratio of changed routes. (0.4 Gbit/s, COST 239)

一方、LAP と深さ 1 探索方式では、1 時から 3 時までは、トラヒック変動が大きいいため、フローの追加・削除が頻繁に発生し、それに伴いトポロジー更新が行われ、経路変動が発生している。しかし、トラヒック量が少ない 4 時から 7 時の時間帯では、フローの追加・削除があまり行われないため、トポロジー更新があまり行われていない。このため、両方式ともに経路変動があまり生じていない。

また、16 時から 22 時の時間帯では、LAP の経路変動率が抑えられている。これは、LAP では、ふくそう発生時、前時刻のトポロジーに対して、リンクを追加し、新たに発生したフローの追加に対応する方式であるためである。これにより深さ 1 探索方式のように、前時刻のトポロジーとは無関係に現時刻のトポロジーを構築する場合と比較して、経路変動を低く抑えている。

なお、トラヒック量が多い 10 時と 14 時の時間帯で、深さ 1 探索方式の経路変動率が減少しているのは、稼動リンク数が増えたことでトポロジー構成の変化が少なく、経路変動率が減少したためである (図 13)。

図 12 に、リンク帯域の上限値を 0.8 Gbit/s とした各方式の経路変動率を示す。最適解は、前時刻と無関係にトポロジー構成とトラヒック経路を再計算するため、時刻 2 時から 5 時、更に 13 時から 22 時の間で経路変動率が高くなっている。

一方、LAP と深さ 1 探索方式では、1 時から 3 時までは、トラヒック変動が大きいいため、フローの追加・削除が頻繁に発生し、それに伴いトポロジー更新が行われ、経路変動が発生している。しかし、トラヒック量が少ない 3 時から 8 時の時間帯では、フローの追加・削除があまり行われないため、両方式ともに経路変動があまり生じていない。トラヒック量の多い 9 時と 17 時の時間帯では、深さ 1 探索方式の経路変動率

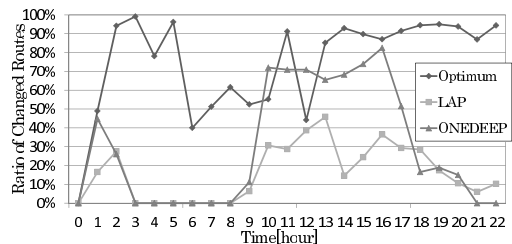


図 12 経路変動率 (上限値: 0.8 Gbit/s, COST 239)
Fig. 12 Ratio of changed routes. (0.8 Gbit/s, COST 239)

がLAPより増加している。これは、トラヒックの変動や未稼動リンク数が大きく増減していることから、前時刻のトポロジーとは無関係にトポロジー更新が頻繁に行われたことで、経路変動率が増加したためである(図14)。

以上からLAPは、他の方式に比べて、経路変動率を低く抑えることができ、安定したネットワーク運用が図れる方式といえる。

5.4.3 省電力効果

図13に、リンク帯域の上限値を0.4 Gbit/sとした各方式の未稼動リンク数を示す。この評価では、リンクの消費電力を最小化を目的関数とする最適解が、最も未稼動リンク数が多い結果となった。深さ1探索方式は、未稼動リンク数がゼロとなる時刻が複数存在する。これは、ルーチングが最短ホップであるため、トラヒックが一部のリンクに集中し、トラヒックを収容できず、リンクを追加する必要があるため、全リンク電源をオンの状態で計算が終了したためである。一方、LAPは、深さ1探索方式のように未稼動リンクがゼロとなる時刻が存在せず、他の時間帯でも深さ1探索方式との有意差がない。

図14に、リンク帯域の上限値を0.8 Gbit/sとした各方式の未稼動リンク数を示す。この評価では、最適

解が最も未稼動リンク数が多い結果となり、深さ1探索方式は、トラヒックが一部のリンクに集中したことで、未稼動リンク数が急激に減少する時刻が複数存在している。一方、LAPは、深さ1探索方式で未稼動リンク数が急激に減少したとき、未稼動リンクを多く保持している結果となった。更にLAPは、未稼動リンク数の変動も小さく、図12において経路変動率が抑えられている。

以上からLAPは、最適解には劣るが、深さ1探索方式と比較し、省電力効果の面でも安定した特性を示している。

5.5 NSFNETにおける評価結果

本節では、NSFNETトポロジーにおける評価結果を示す。なお、シミュレーション評価は、リンク帯域の上限値を0.4 Gbit/sと0.8 Gbit/sで行ったが、0.8 Gbit/sの各評価結果が0.4 Gbit/sと同様の特性を示したため、リンク帯域の上限値を0.8 Gbit/sとした評価結果のみを示す。

5.5.1 平均ホップ数

図15に、リンク帯域の上限値を0.8 Gbit/sとした各方式の平均ホップ数を示す。最適解は、トラヒックの経路、ホップ数に対して制約を与えていないため、時刻3時から8時の間では、平均ホップ数が大きく増加している。

一方、LAPと深さ1探索方式の平均ホップ数の差に有意差はないが、時刻1時と10時、12時で深さ1探索方式の平均ホップ数がわずかに減少している。これは、未稼動リンク数が急激に減少したことで、最短ホップによる伝送が可能になったためである(図17)。

5.5.2 経路変動率

図16に、リンク帯域の上限値を0.8 Gbit/sとした各方式の経路変動率を示す。最適解は、前時刻と無関係にトポロジー構成とトラヒック経路を再計算するた

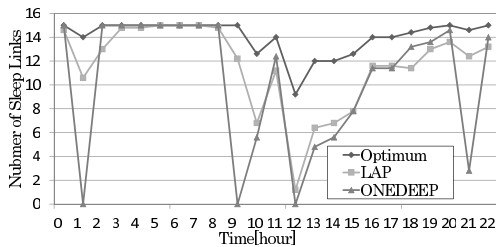


図13 未稼動リンク数(上限値:0.4 Gbit/s, COST 239)
Fig. 13 Number of sleep links. (0.4 Gbit/s, COST 239)

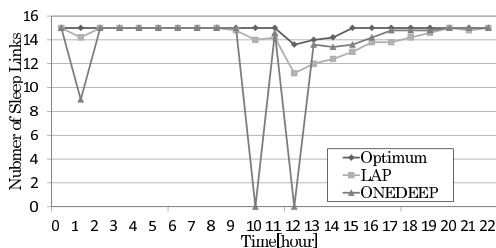


図14 未稼動リンク数(上限値:0.8 Gbit/s, COST 239)
Fig. 14 Number of sleep links. (0.8 Gbit/s, COST 239)

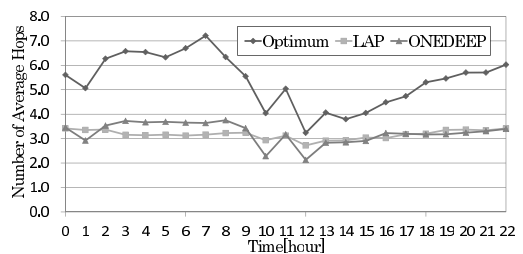


図15 平均ホップ数(上限値:0.8 Gbit/s, NSFNET)
Fig. 15 Number of average hops. (0.8 Gbit/s, NSFNET)

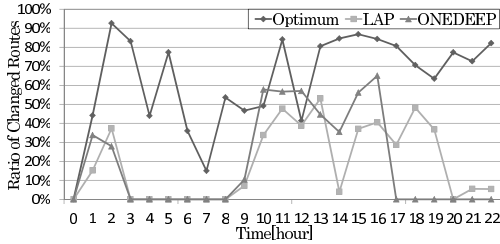


図 16 経路変動率 (上限値: 0.8 Gbit/s, NSFNET)
Fig. 16 Ratio of changed routes. (0.8 Gbit/s, NSFNET)

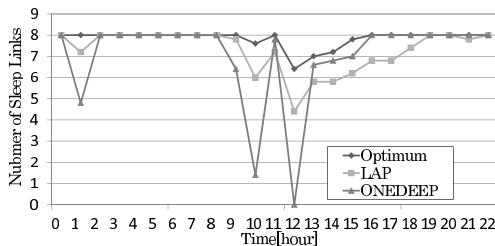


図 17 未稼動リンク数 (上限値: 0.8 Gbit/s, NSFNET)
Fig. 17 Number of sleep links. (0.8 Gbit/s, NSFNET)

め、時刻 2 時から 3 時、更に 13 時から 17 時の時間帯で経路変動率が高くなっている。

一方、LAP と深さ 1 探索方式では、1 時から 3 時まででは、トラフィック変動が大きいため、フローの追加・削除が頻繁に発生し、それに伴いトポロジー更新が行われ、経路変動が発生している。しかし、トラフィック量が少ない 3 時から 8 時の時間帯では、フローの追加・削除があまり行われないため、トポロジー更新が行われていない。このため、両方式ともに経路変動があまり生じていない。しかし、10 時から 16 時の間では、LAP の未稼動リンク数の変化が少なく、経路変動率が減少している。また、17 時から 20 時の時間帯においては、深さ 1 探索方式の経路変動率が LAP より減少している。これは、稼動リンク数が少ないトポロジー構成時に局所的にトラフィックが一部のリンクに集中することがなかったため、トポロジー更新が行われず、未稼動リンク数の変動が少なかったことにより経路変動率が減少した (図 17)。

以上から LAP は、経路変動率を低く抑え、安定したネットワーク運用が図れる方式といえる。

5.5.3 省電力効果

図 17 に、リンク帯域の上限値を 0.8 Gbit/s とした各方式の未稼動リンク数を示す。この評価では、最適

表 1 評価トポロジーにおけるノードとリンク数
Table 1 Number of nodes and links of topologies.

トポロジー	ノード数	リンク数
20 ノード	20	60
30 ノード	30	90
40 ノード	40	120
50 ノード	50	150

表 2 計算時間

Table 2 Calculation time.

	20 ノード	30 ノード	40 ノード	50 ノード
Optimum	2173 s	メモリ不足	メモリ不足	メモリ不足
ONEDEEP	1 s	9 s	70 s	225 s
LAP	1 s 未満	2 s	29 s	105 s

解が最も未稼動リンク数が多い結果となり、深さ 1 探索方式は、未稼動リンク数が急激に減少する時刻が複数存在している。一方、LAP は、深さ 1 探索方式で未稼動リンク数が急激に減少したとき、未稼動リンクを多く保持している結果となった。更に LAP は、未稼動リンク数の変動も小さく、そのため、図 16 において、経路変動率が抑えられている。

以上から LAP は、最適解には劣るが、深さ 1 探索方式と比較し、省電力効果の面でも安定した特性を示している。

5.6 計算時間の評価

5.6.1 評価条件

本項では、トポロジー規模の拡大に対する、各方式の適用性を計算時間の面から評価する。本評価では、Newman と Watts らが提案した改良 WS モデル [7] によるトポロジーを用いる。表 1 に、評価に用いたトポロジーのノード数とリンク数を示す。実行環境は、Dell PowerEdge R900 (kernel: 2.6.39, メモリ: 128 GByte, CPU: Xeon CPU X7460 2.66 GHz 24 コア) で行い、コンパイラは、GCC 4.6.3 を使用して評価を行う。トラフィックモデルは、全ての S-D ペアに 50 Mbit/s のトラフィックを 1 フローのみ発生させている。計算時間は、計算に要した実時間である。

5.6.2 評価結果

表 2 に、各方式の計算状況を示す。最適解は、20 ノードでの計算時間は、2,173 秒であった。しかし、30 ノード以上では、計算の準備と CPLEX の実行に必要なメモリが確保できず、計算を行うことができなかった。このため、トポロジーが大規模化するにつれて、変数を削減する手法が必要となる。一方、LAP と深さ 1 探索方式は、最適解と比較して、高速計算が可能で

ある。しかし、LAP と深さ 1 探索方式では、規模が大きくなるにつれて計算時間に差が発生した。これは、深さ 1 探索方式が全リンク電源をオンの状態から探索を開始するため、計算量が増加したのに対して、LAP は、初期トポロジー構築後、ふくそうしているリンクに着目し、ふくそう回避に最も効果のあるリンクのみをリンク追加候補として、計算量の削減を図ったためである。これにより 50 ノードの評価では、LAP と深さ 1 探索方式間で計算時間の差が約 120 秒であり、ほぼ半分の計算時間で解を得ることが可能であった。

以上から LAP は、大規模なトポロジーに適用可能な高速なアルゴリズムといえる。

6. む す び

本論文では、ネットワークの省電力化手法として、深さ 1 探索方式を紹介した。この手法では、トラヒック変動により、リンクの電源のオン/オフを頻繁に繰り返すため、トラヒックの経路が不安定になりやすい。また、ルーティングも最短ホップ経路を用いるため、局的なふくそうが発生しやすいという問題がある。

この問題点を解決するために LAP の提案を行った。この LAP では、最小木を用いて初期トポロジー構築し、未稼動リンク数の最大化を図るとともに、ふくそうが発生した際には、最小限のリンク追加を行う手法であり、また、残余帯域をコストとするルーティングにより負荷の分散を図っている。

更に数理計画問題による定式化を行い、その最適解と、LAP と深さ 1 探索方式について、シミュレーション結果の比較評価を行った。その結果、提案した LAP は、トラヒック総量が多い場合、未稼動リンク数の面では、最適解に劣るものの、平均ホップ数、経路変動率、計算時間の観点で有効であることを示した。

文 献

- [1] Annual Cisco Visual Networking Index Forecast Projects Global IP Traffic to Increase More Than Fourfold by 2014, <http://newsroom.cisco.com/dlls/2010/prod.060210.html>, accessed April, 2012.
- [2] M. Pickavet, W. Vereecken, S. Demeyer, P. Audenaert, B. Vermeulen, C. Develder, D. Colle, B. Dhoedt, and P. Demeester, "Worldwide energy needs for ICT: The RISE of power-aware networking," Proc. IEEE ANTS 2008, pp.1-3, Dec. 2008.
- [3] 挟間壽文, "インターネットトラヒックと ICT エネルギーの課題," Proc. OPTRONICS, vol.29, pp.139-143, Jan. 2010.
- [4] 津留崎彩, 荒川 豊, 石井大介, 山中直明, 石川浩行, 斯波

康祐, "光ネットワークの省電力化へ向けたりソース最小化アルゴリズム," 信学技報, PN2008-32, 2008.

- [5] 米津 遥, 石井大介, 岡本 聡, 大木英司, 山中直明, "自己組織化省エネルギーネットワーク MiDORi における消費電力最適化のためのトポロジー計算手法," 信学論 (B), vol.J94-B, no.10, pp.1323-1331, Oct. 2011.
- [6] "IBM ILOG CPLEX: 高性能な線形計画エンジン," <http://www-06.ibm.com/software/jp/websphere/ilog/optimization/core-products-technologies/cplex/>, IBM, 2012.
- [7] D.J. Watts and S.H. Strogatz, "Collective dynamics of small-world networks," Nature, vol.393, no.1, pp.440-442, 1998.

(平成 24 年 5 月 24 日受付, 9 月 28 日再受付)



早田 祥弘

2011 日大・工・情報工学卒。現在、同大学院工学研究科情報工学専攻博士前期課程在学中。グリーン ICT の研究に従事。



見越 大樹 (正員)

2007 日大・工・情報工学卒。2009 同大学院工学研究科情報工学専攻博士前期課程了。2012 同大学院工学研究科情報工学専攻博士後期課程了。博士 (工学)。2011~2012 日本学術振興会特別研究員 (DC2)。現在、日本大学工学部情報工学科助教。現在の主たる研究分野は光バースト交換、仮想ネットワーク、P2P ネットワーク、センサネットワークの研究。IEEE, ACM, 日本バーチャルリアリティ学会, 情報処理学会各会員。



竹中 豊文 (正員:フェロー)

1973 京大・工・数理工学卒。1975 同大学院工学研究科数理工学専攻了。1984 工博 (京都大学)。同年 NTT 武蔵野電気通信研究所入所。DDX 回線交換システム、電話・パケット網間接続システムの実用化、高速パケット交換の研究に従事。1989~1993 国際電気通信基礎技術研究所へ出向。ATR 通信システム研究所にて、通信ソフトウェアの自動作成、セキュリティの研究を担当。1993 NTT ネットワークサービスシステム研究所に復帰。ATM 交換システムの実用化、トラヒックオペレーションの研究、ATM ネットワークオペレーションシステムの実用化を担当。1999 日本大学工学部情報工学科教授。現在の主たる研究分野は高信頼マルチキャスト通信、モバイル IP, Web キャッシング, QoS. IEEE シニアメンバ, ACM, 情報処理学会各会員。2009 より本会フェロー。