

# 高信頼 WDM ネットワークにおける 論理トポロジー再構成アルゴリズムの提案

石田 晋哉<sup>†</sup> 荒川 伸一<sup>††</sup> 村田 正幸<sup>†††</sup>

<sup>†</sup> 大阪大学大学院 情報科学研究科 〒 560-8531 大阪府豊中市待兼山町 1-3

<sup>††</sup> 大阪大学大学院 経済学研究科 〒 560-0043 大阪府豊中市待兼山町 1-7

<sup>†††</sup> 大阪大学 サイバーメディアセンター 〒 560-0043 大阪府豊中市待兼山町 1-30

E-mail: <sup>†</sup>s-isida@ics.es.osaka-u.ac.jp, <sup>††</sup>arakawa@econ.osaka-u.ac.jp, <sup>†††</sup>murata@cmc.osaka-u.ac.jp

あらまし WDM に関する従来の多くの研究では、要求されるトラフィック量が既知と仮定した上で、ネットワーク性能の最適化を行うための論理トポロジー設計手法が考えられてきた。トラフィック量が増加した場合、再びその手法を適用し、最適な論理トポロジーを求めることで対応できる。しかし、トラフィックが流れている現行の論理トポロジーから、新たに求めた論理トポロジーへ移行する時には、光パスの解放などによってトラフィックの損失が起こる。本稿では、プロテクション光パスにより高信頼化された WDM ネットワークを対象とした論理トポロジー再構成手法の提案を行っている。また、その提案手法を用いることで再構成中のトラフィック損失が低く抑えられることが分かった。キーワード WDM (Wavelength Division Multiplexing), 光パス, 論理トポロジー, 光パスプロテクション, 段階的設計手法, 再構成

## An Algorithm to Reconfigure Logical Topologies in Reliable WDM Networks

Shin'ya ISHIDA<sup>†</sup>, Shin'ichi ARAKAWA<sup>††</sup>, and Masayuki MURATA<sup>†††</sup>

<sup>†</sup> Graduate School of Information Science and Technology, Osaka University

Mathikaneyama 1-3, Toyonaka, Osaka, 560-8531 Japan

<sup>††</sup> Graduate School of Economics, Osaka University

Mathikaneyama 1-7, Toyonaka, Osaka, 560-0043 Japan

<sup>†††</sup> Cybermedia Center, Osaka University

Mathikaneyama 1-30, Toyonaka, Osaka, 560-0043 Japan

E-mail: <sup>†</sup>s-isida@ics.es.osaka-u.ac.jp, <sup>††</sup>arakawa@econ.osaka-u.ac.jp, <sup>†††</sup>murata@cmc.osaka-u.ac.jp

**Abstract** In most study on WDM networking, design methods for logical topologies are considered under the assumption that traffic requirements are known. Practically, traffic volume and its pattern are changed. Then, we can apply the design method with the current traffic again, and reconfigure the elder logical topology to the obtained one. But, during the reconfiguration steps, releasing the wavelength resources allocated for lightpaths causes traffic loss. In this paper, we consider the methods for exchanging lightpaths without traffic loss and a new heuristic algorithm using those methods to reconfigure logical topologies. We also found that the algorithm prevents traffic loss during reconfiguration of logical topologies from occurring.

**Key words** WDM (Wavelength Division Multiplexing), lightpath, logical topology, protection, incremental capacity dimensioning, reconfiguration

## 1. はじめに

近年, WDM (Wavelength Division Multiplexing) 伝送技術を用いて大容量のトラヒックを収容することが考えられている. 文献 [1, 2] では, 物理 WDM ネットワーク上に論理トポロジを WDM ネットワークにおいて, ノード間で波長ルーティングによるチャネル(光パス)を設定し, 論理トポロジを構築することで, 論理トポロジを設計し, トラヒックを効率的に収容することが考えられている. 従来の多くの研究では, ネットワークに要求されるトラヒック量を既知とした論理トポロジ設計が行われてきた. しかし, インターネットの急激な成長によりトラヒック予測が困難であるため, トラヒック量を既知としたネットワーク設計手法は非現実的である. それよりも, ユーザ性能が不十分である場合には, WDM ネットワークにおいては波長ルーティング機能を活用し, 即座に回線増強に対応できるような柔軟なネットワーク構築を可能としておくことが重要である [3].

一方で, WDM 伝送技術による回線容量の増加にとまいない, ネットワークに対する信頼性への要求が高まり, 障害発生時の高速復旧を目的としたプロテクション方式が考えられている [4]. プロテクション方式では, 各トラヒック要求に対して, プライマリ光パスとバックアップ光パスを設定する. 通常はプライマリ光パス上でデータの伝送を行うが, プライマリ光パスに障害が発生した際にはバックアップ光パスに切替えることにより, トラヒックの損失を最小限に抑えることができる.

文献 [5] では, 柔軟性と信頼性を考慮した段階的ネットワーク設計手法が提案されている. この手法では, 時間の経過とともに変動するトラヒックの分布に対し, ネットワークの性能を最適に保つために論理トポロジの再構成を行う. ここで言う論理トポロジの再構成とは, 現行の光パスの設定を破棄し, 新たに光パスの設定を行うことである. しかし, 光パスの設定を変えることは, そのパス上に流れるパケットの損失, 到着の遅延, 到着順序の逆転などの影響を与える. そのため, 論理トポロジ再構成による性能向上と, 再構成によるトラヒック損失のトレードオフ関係を考慮に入れた論理トポロジの再構成が考えられている [6]. しかし, 既存の論理トポロジ再構成手法 [6-9] は, 主に LAN (Local Area Network), MAN (Metropolitan Area Network) を対象とした, 光カプラーを用いたスター型ネットワークを対象としており, メッシュ型 WDM ネットワークを対象とした研究は行われていないのが現状である.

そこで, 本稿では, 波長ルーティングに基づくメッシュ型 WDM ネットワークを対象とした論理トポロジの再構成アルゴリズムを提案する. 特に, バックアップ光パスが用意されている高信頼 WDM ネットワークでは, 論理トポロジ再構成時にバックアップ光パスを用いることで, 再構成により発生するトラヒック損失を抑えることができる. 本稿では, バックアップ光パスを用いる光パス交換手法と, 空き波長資源を利用したパス交換手法を提案し, さらに, これらの交換手法を組み合わせたアルゴリズムを提案する. これは, 段階的ネットワーク設計手法において適用可能なアルゴリズムである. 提案するアルゴリズムを 49 ノートからなる NTT 基幹ネットワークに対して

適用して評価を行い, その結果, 提案アルゴリズムを用いることで論理トポロジ再構成時のトラヒック損失を大幅に抑えることが可能であることが分かった.

本稿の構成は以下の通りである. まず, 2 章で高信頼 WDM ネットワークにおける光パス交換手法を提案する. 次に, 3 章において, 2 章で提案した光パス交換手法を用いた論理トポロジ再構成アルゴリズムを述べる. 4 章では提案アルゴリズムの性能評価を行い, 5 章で本稿のまとめを行う.

## 2. 光パス交換手法の提案

本章では, 高信頼 WDM ネットワークにおける論理トポロジ再構成のためのパス交換手法を述べる. なお, 本稿で対象とするネットワークモデルは, (1) メッシュ構造の物理トポロジをもつ, (2) 物理リンクは双方向に通信可能なように張られている, (3) プライマリ光パスを用いて物理トポロジ上に論理トポロジを構築する, (4) 各プライマリ光パスには, 共有プロテクション方式 [4] によってバックアップ光パスが設定されている, (5) 各ノードには光ファイバごとに波長数分の送受信器がある, という WDM ネットワークをモデルとして想定している. 以降では, 現行論理トポロジ上でのプライマリ光パス, バックアップ光パスをそれぞれ現行プライマリ光パス, 現行バックアップ光パスと呼ぶ. また, 移行論理トポロジ上でのそれを, 新規プライマリ光パス, 新規バックアップ光パスと呼ぶ.

### 2.1 プライマリ光パスへの操作

#### 2.1.1 一致するプライマリ光パスの検出 (Convert)

論理トポロジ再構成を行う前に, 移行論理トポロジ上のプライマリ光パスのうち, 現行プライマリ光パスと同じ経路に同じ波長で設定されるものをすべて検出する. この操作で検出された新規プライマリ光パスはその設定を新たに行う必要はなく, 現行プライマリ光パスをそのまま使用すればよい. 再構成の初めにこの操作を行うことで, 再構成の操作回数を減らすことができ, 以降の再構成作業が簡単になる.

#### 2.1.2 同一送受信ノードをもつ光パスの交換 (Exchange)

同一の送受信ノードをもつ現行プライマリ光パスと新規プライマリ光パスの間でパス交換を行う. その例を図 1 に示す. 図 1 では, まず同じ送受信ノードをもつ現行プライマリ光パス  $1 \rightarrow 2 \rightarrow 3 \rightarrow 4$  と新規プライマリ光パス  $1 \rightarrow 5 \rightarrow 6 \rightarrow 4$  でペアを作る (図 1(a)). 次に, その新規プライマリ光パスの設定を行い, 現行プライマリ光パス上を流れているトラヒックを新規プライマリ光パス上に移す (図 1(b)). 現行プライマリ光パス上にトラヒックが流れなくなった時点で (図 1(c)), 現行プライマリ光パスを削除する (図 1(d)). この操作を Exchange と呼ぶ. Exchange 操作でパス交換を行えば, ノード 1 からノード 4 へのトラヒックを損失することなく論理トポロジの再構成を行うことができる. また, 現行プライマリ光パスの削除と新規プライマリ光パスの追加を一度で行えるため, 効率のよい再構成操作と言える.

#### 2.1.3 新規プライマリ光パスの追加 (Append)

新規プライマリ光パスの追加を行う. この操作は, Exchange 操作においてペアとなる現行プライマリ光パスが存在しない時のみ行う.

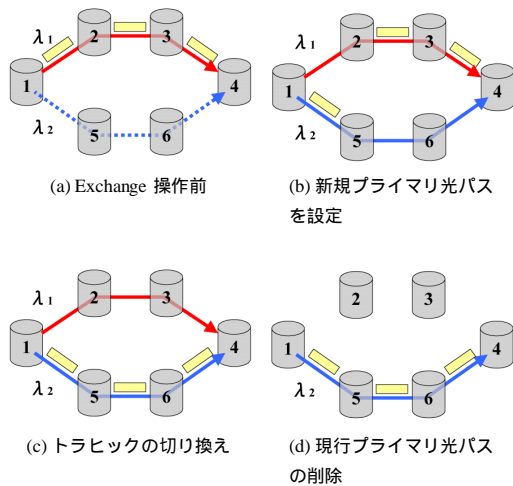


図 1 Exchange 操作

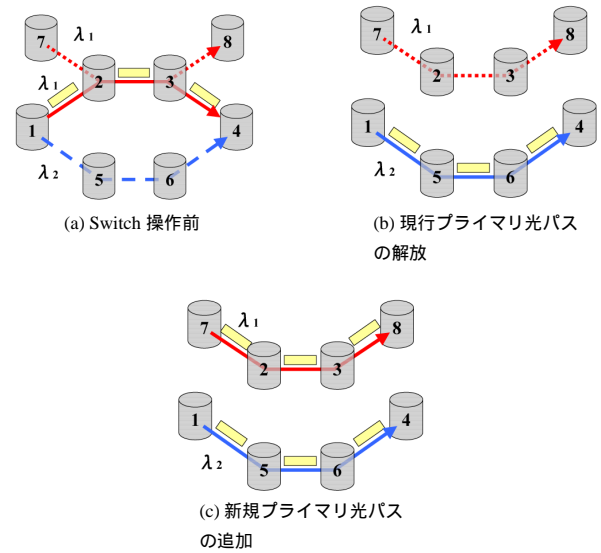


図 2 Switch 操作

### 2.1.4 現行プライマリ光パスの削除 (Delete)

現行プライマリ光パスの削除を行う。ただし、現行プライマリ光パスの削除は、その光パス上に流れるトラフィックに影響を及ぼすため、この操作の回数を少なくする必要がある。

## 2.2 バックアップ光パスを用いた操作

### 2.2.1 バックアップ光パスへのトラフィックの退避 (Switch)

ペアとなる新規プライマリ光パスが存在せず、Exchange 操作ができない現行プライマリ光パスの波長資源を、トラフィックを損失することなく解放するために、障害発生時のために設定されている現行バックアップ光パスを用いた操作を考える。現行プライマリ光パスを削除する前に、トラフィックを現行バックアップ光パスに移せば、トラフィックを損失することなく現行プライマリ光パスの波長資源を解放できる。この操作を Switch と呼ぶ。この操作の例を図 2 に示す。現行プライマリ光パスの一部を用いて新たな新規プライマリ光パスを設定しなければならないとする (図 2(a))。Exchange と同様の操作で現行プライマリ光パス上のトラフィックを現行バックアップ光パスに移し、現行プライマリ光パスの波長資源を解放する (図 2(b))。解放された波長資源の一部を使用して新規プライマリ光パスを設定する (図 2(c))。この操作の間は現行バックアップ光パスを利用しているので、ノード 1 からノード 4 へのトラフィックは損失されない。ただし、共有プロテクション方式を用いてバックアップ光パスが設定されているため、この操作を行うと波長資源を共有しているバックアップ光パスが使用不能となる。本稿では、他の現行プライマリ光パスのバックアップ光パスと波長資源を共有していないときにのみこの操作を行うものとする。

### 2.2.2 バックアップ光パスの波長資源の解放 (Release)

現行プライマリ光パスのうち、Exchange、Append、Switch の操作の対象とならないパスはいずれ Delete 操作で削除されることになるが、その削除は先延ばしすることが可能である。例えば、図 3(a) のような光パス設定がある場合、現行プライマリ光パスを削除する前に、そのバックアップ光パスの資源のみを解放して (図 3(b))、それによって論理トポロジーの再構成を促す (図 3(c))。その後の再構成の進み具合によっては、現行プライマリ光パスを Delete 操作で削除する必要がなくなる可能性

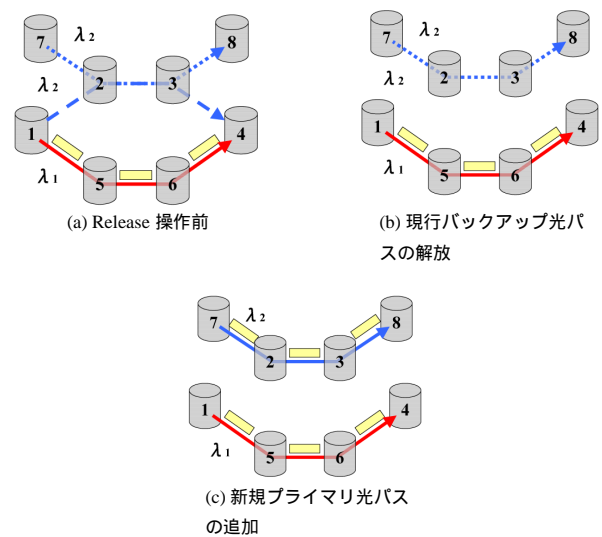


図 3 Release 操作

も期待できる。

## 2.3 空き資源を用いた光パスへの操作

ネットワークの上位層から捉えた場合、新規プライマリ光パスが別の波長で設定されたとしても、同一経路であればネットワークの品質上問題はない。そのため、Exchange-Append 操作で新規プライマリ光パスを設定するとき、および Switch 操作で現行バックアップ光パスを設定するとき、それらの光パスに元々割り当てられている波長資源が確保できない場合は、他の波長を用いて設定できるかどうかを調べる。もし他の波長で資源が割り当て可能ならばそれを用いて光パスを設定する。ここで波長資源が割り当て可能であるとは、現行プライマリ光パスと現行バックアップ光パス、および他の新規プライマリ光パスのいずれにも使用されていない波長が存在することである。このように波長の変更を行うことによって、現行プライマリ光パスのトラフィックを保護することができる。

この操作によって設定される新規プライマリ光パスは移行論理トポロジーには含まれない光パスであるが、ネットワークの

品質へは影響がないためそのまま残してもよい。また、移行が完了した段階で、本来の波長を用いた光パスに設定することも可能である。

### 3. 論理トポロジー再構成アルゴリズムの提案

本章では、2.章で示した操作を組み合わせ、現行論理トポロジーから移行論理トポロジーの移行時のトラヒック損失を少なくするためのアルゴリズムの提案を行う。

#### 3.1 提案するアルゴリズムの目的

本稿で提案するアルゴリズムでは、前章で述べた操作を用いて論理トポロジー再構成時に発生するトラヒックの損失を最小限に抑えることを目的としている。トラヒックの損失が起きるのは Delete 操作を行う時のみである。従って、提案アルゴリズムでは Delete の回数を少なくしなければならない。なお、提案アルゴリズムでは、論理トポロジーの再構成中にネットワーク障害は発生せず、再構成前の光パス  $ij$  間のトラヒックは再構成終了まで変化しないと仮定している。

#### 3.2 アルゴリズムの説明で用いる記号

本節では、論理トポロジー再構成アルゴリズムにおいて用いる記号について説明する。

- $N$ : ネットワーク上のノード数。各ノードには、自身を表す 1 から  $N$  までの番号が割り当てられているものとする。
- $W$ : 1本の光ファイバで多重化されている波長の数。使用可能な波長は  $\lambda_1, \dots, \lambda_W$  と表記する。
- $L_1$ : 現行論理トポロジー上のプライマリ光パスの集合。
- $L_2$ : 移行論理トポロジー上のプライマリ光パスの集合。
- $l_1^k(ij)$ :  $L_1$  上のプライマリ光パスのうち、ノード  $i$  からノード  $j$  に波長  $\lambda_k$  を用いて設定されている光パスを表す。
- $l_2^k(ij)$ :  $L_2$  上のプライマリ光パスのうち、ノード  $i$  からノード  $j$  に波長  $\lambda_k$  を用いて設定される光パスを表す。
- $b^m(l_p^k(ij))$ : プライマリ光パス  $l_p^k(ij)$  に対して設定されているバックアップ光パスを表す。ここで、バックアップパスはノード  $i$  を起点とし、ノード  $j$  を終点とし、波長  $\lambda_m$  を用いて設定されているものとする。一般に、 $\lambda_m \neq \lambda_k$  となる。
- $P$ : 再構成の進行状況を表す変数。Exchange, Append, Switch が行われるたびに 1 が加算される。Delete または Release を行ったときに 0 に初期化される。

また、資源の利用状況を以下の4つの記号、 $t(l)$ ,  $r(l)$ ,  $s(l)$ ,  $e(l)$  で表す。ここでの資源とは、各物理リンク（光ファイバー）における波長のことであり、資源の量は物理リンク単位で計算する。

$t(l)$ : 光パス  $l$  に必要な波長資源が一部でもトラヒックを流すために使われていれば 1, そうでなければ 0 を値にとる。

$r(l)$ : 光パス  $l$  で用いる波長資源のうち、未設定のプライマリ光パスを設定するために必要とされる資源の量を表し、物理リンク単位で計算する。従って、高々光パス  $l$  の経路上の物理リンク数の値となる。

$s(l)$ : 光パス  $l$  に必要な波長資源のうち、バックアップ光パスを設定するための資源として確保されている量を表し、物理リンク単位で計算する。共有プロテクション方式を用いたバックアップ光パス設定を対象としているので、1つの波長資源を複数のバックアップ光パスで共有することもある。

$e(l)$ : 光パス  $l$  で使用する資源がその光パスのみに要求されていれば 1, そうでなければ 0 を値にとる。

#### 3.3 提案する論理トポロジー再構成のためのアルゴリズム

- Step 1  $L_2$  に含まれる光パス  $l_2^k(i, j)$  について、 $L_1$  に同経路、同波長の光パス  $l_1^k(i, j)$  が存在するならば光パス  $l_1^k(i, j)$  をそのまま使用する (Convert)。該当する  $l_1^k(i, j)$ ,  $l_2^k(i, j)$  をそれぞれ  $L_1, L_2$  から削除する。 $P \leftarrow 0$  とし、Step 2 へ。
- Step 2  $L_2$  に含まれる光パス  $l_2^k(i, j)$  について、 $t(l_2^k(i, j)) = 0$  かつ  $s(l_2^k(i, j)) = 0$  かつ  $e(l_2^k(i, j)) = 1$  を満たすならば Step 2.1 へ。そうでなければ Step 3 へ。
- Step 2.1 光パス  $l_2^k(i, j)$  に対して、光パス  $l_1^k(i, j)$  が  $L_1$  に存在するならば Step 2.2 へ。そうでなければ Step 2.3 へ。
- Step 2.2  $r(l_1^k(i, j)) + r(b(l_1^k(i, j)))$  が最大となる  $l_1^k(i, j)$  とパス交換を行い (Exchange),  $l_1^k(i, j)$  と  $l_2^k(i, j)$  をそれぞれ  $L_1, L_2$  から削除する。 $P \leftarrow P + 1$  とし、Step 2 へ。
- Step 2.3  $l_2^k(i, j)$  を追加し、 $L_2$  から削除する。 $P \leftarrow P + 1$  とし、Step 2 へ。
- Step 3  $L_2$  が空集合ならば Step 6 へ。そうでなければ Step 4 へ。
- Step 4  $L_1$  に含まれる光パス  $l_1^k(i, j)$  について、 $l_2^k(i, j)$  が  $L_2$  に存在せず、 $r(b(l_1^k(i, j))) > 0$  かつ  $e(b(l_1^k(i, j))) = 1$  を満たすならば Step 4.1 へ。そうでなければ Step 5 へ。
- Step 4.1  $l_1^k(i, j)$  をバックアップ光パス  $b(l_1^k(i, j))$  に移し (Switch),  $L_1$  から削除する。 $P \leftarrow P + 1$  とし、Step 4 へ。
- Step 5  $P > 0$  ならば Step 2 へ。そうでなければ Step 5.1 へ。
- Step 5.1  $L_1$  にバックアップ光パスをもつ光パスが存在するならば Step 5.2 へ。そうでなければ Step 5.3 へ。
- Step 5.2  $r(b(l_1^k(i, j)))$  が最大となる光パス  $l_1^k(i, j)$  のバックアップ光パス資源を解放する。 $P \leftarrow 0$  とし、Step 2 へ。
- Step 5.3  $r(l_1^k(i, j))$  が最大となる光パス  $l_1^k(i, j)$  を解放する。 $L_1(i, j)$  から  $l_1^k(i, j)$  を削除する。 $P \leftarrow 0$  とし、Step 2 へ。

- Step 6  $L_1$ に残っているすべての光パスのバックアップ光パス資源を解放する．Step 7へ．
- Step 7  $L_1$ に残っているすべての光パスの資源を解放する．Step 8へ．
- Step 8 波長を変換して設定したプライマリ光パスの波長を元に戻す．
- Step 9 移行後のバックアップ光パスの設定を行う．

まず，Step 1 では同経路，同波長を用いる現行プライマリ光パスと新規プライマリ光パス組をすべて検出する．ここで検出された分だけ再構成作業が簡単化かつ短縮化される．Step 2以降では，すべての新規プライマリ光パスの設定を完了することを目標に再構成を行う．これは移行論理トポロジーで実際にトラヒックが流れるのは新規プライマリ光パス上であり，再構成中はネットワークに障害は発生しないと仮定しているからである．新規バックアップ光パスに関しては，新規プライマリ光パスの移行が完了してから設定する．

Step 2 では，新規プライマリ光パスの設定に必要な資源が確保できるかどうかを判定する．確保できれば，Exchange または Append 操作が可能となる．Append よりも Exchange の方が効率の良い操作なので，まず Step 2.1 で Exchange ができるかどうかを調べ，Exchange 操作を優先して行えるようにしている．

Exchange，Append 操作で新規プライマリ光パスの設定を続けていくと，空き波長資源は減少し，やがて新規プライマリ光パスが設定できなくなる．この時点で Step 3へ移る．このとき，すべての新規プライマリ光パスの設定が完了していれば Step 6へ移り，再構成の後処理を行う．そうでなければ Step 4へ移る．

Step 4 では現行プライマリ光パスで使用されている波長資源を解放するために，現行プライマリ光パスのトラヒックをその現行バックアップ光パスへ退避させるを試みる (Switch)．この操作が可能となるのは，現行バックアップ光パスの設定に必要な波長資源が，他の現行バックアップ光パスと共有されておらず，かつ，新規プライマリ光パスの設定に用いられないという2つの条件が満たされたときのみである．Switch 操作で使用可能な現行バックアップ光パスの条件を上記のように定めてあるので，Switch 操作が他の論理トポロジーの再構成のための操作に悪影響を与えることはない．そこで，Step 4において可能な限り Switch 操作を行い，再構成に使用できる波長資源を確保する．Switch が行えなくなった時点で Step 5へ移る．

Step 5において  $P$  の値が 0 のときは，再構成が全く進んでいないことを示しており，再構成に必要な資源を確保しなければならない．しかし，この場合でも現行プライマリ光パスを削除することなく再構成を進めることができる可能性はある．その判定のために Step 5.1へ移る．

Step 5.1 では，現行バックアップ光パスをもつ現行プライマリ光パスが存在するかどうかを調べる．もし存在するならば，現行バックアップ光パスの中で，新規プライマリ光パスからの資源要求が最も多い現行バックアップ光パスを解放する (Release)．解放した結果，以降の再構成中に現行バックアップ光パスが使用できなくなる現行プライマリ光パスができることになるが，(1)再構成中はネットワークに障害が発生しないという前提であ

ること，(2)新規プライマリ光パスからの資源要求が多いものから解放するため，現行プライマリ光パスを削除するのと同等の効果が期待できること，(3)現行バックアップ光パスを解放するためトラヒック損失が発生しないこと，などの理由から，論理トポロジーの再構成作業全体から見ると，Release 操作は有効であると考えられる．しかし，Release 操作を行った現行プライマリ光パスは，その後で Switch 操作ができなくなる．別波長を使用して，現行バックアップ光パスを設定することで Switch 操作ができなくなることをある程度は防ぐことも可能である．本稿では，この影響を最小限に抑えるため，Step 5.2で解放する現行バックアップ光パスは，1本としている．もし，すべての現行バックアップ光パスを解放していた場合は Step 5.3で新規プライマリ光パスからの資源要求が最大となる現行プライマリ光パスを1つ削除する．なお，このときはトラヒック損失が発生する．

Step 6の段階で，新規プライマリ光パスはすべて設定されており，トラヒックは新規プライマリ光パスのみで収容されていると考える．そこで，残っている現行バックアップ光パスをまとめて1回で解放し，次の Step 7では現行プライマリ光パスを同様に1回で解放する．その後，Step 8で波長を変換して設定した新規プライマリ光パスを元の波長に戻す．この操作は，Exchange や Switch と同様の操作で行える．最後に Step 9で新規バックアップ光パスを設定する．これも同時に1回で行える．

#### 4. 提案アルゴリズムの評価

本章では第3章で提案したアルゴリズムを評価する．この評価結果から，提案したアルゴリズムに基く再構成手順では，再構成中にトラヒック損失をまねく現用プライマリ光パスの削除本数は，波長数が一定以上になると，再構成前のプライマリ光パスの総本数の数パーセント以下に抑えることが可能であることが分かった．また，波長の多重度が上がるほど，トラヒック損失をまねく光パスの削除回数が減少する傾向にあることが分かった．

##### 4.1 評価モデル

提案アルゴリズムの性能評価に用いたモデルについて説明する．まずネットワークの物理トポロジーとして NTT 基幹ネットワーク (ノード数 49，リンク数 89) を用いた．ネットワーク上のトラヒックパターンがランダムに変化するという仮定の下，論理トポロジーを 31 個ランダムに生成し，30 回の論理トポロジーの移行に提案アルゴリズムを適用している．これを 16 波，32 波，64 波，128 波，256 波の 5 種類の波長数に対して行う．なお，生成した論理トポロジー中の光パスの最大ホップ数は 4 としている．アルゴリズムの性能指標として，再構成中に行った Delete 操作の回数 (トラヒック損失の発生回数) を用いた．

##### 4.2 提案アルゴリズムの性能評価

この節では前節に示したモデルを用いた提案アルゴリズムの評価結果を示す．

###### 4.2.1 比較対象アルゴリズム

今回の評価では，提案アルゴリズムの性能を比較するために，2つのアルゴリズムを用意した．それぞれアルゴリズム 1，アルゴリズム 2 とする．アルゴリズム 1 は，Exchange，Append，Release，Delete の 4 つの操作のみを用いたアルゴリズムであ

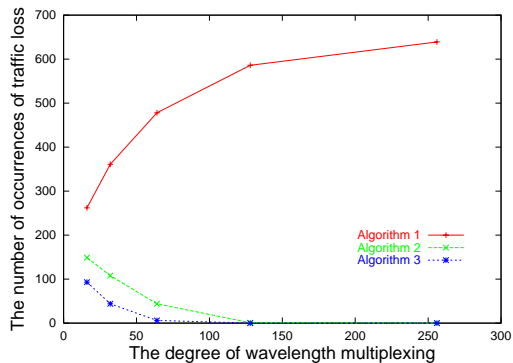


図4 波長多重度と Delete 操作回数との関係: NTT 基幹ネットワーク

表1 再構成時の平均ステップ数 (NTT 基幹ネットワーク)

波長数	16	32	64	128	256
アルゴリズム 1	1374	2217	3726	5920	9312
アルゴリズム 2	1741	2948	5095	8356	12284
アルゴリズム 3	1663	2798	4796	7645	11841
平均プライマリ光パス数	630	1080	1940	3353	5759

る。また、アルゴリズム 2 はアルゴリズム 1 で用いる 4 つの操作に加えて、波長の変換を許したアルゴリズムとしている。Switch 操作を許した提案アルゴリズムは、アルゴリズム 3 と表記する。

#### 4.2.2 NTT 基幹ネットワークモデルを用いた評価

NTT 基幹ネットワーク上に波長数 16, 32, 64, 128, 256 でランダムに生成した論理トポロジに対してアルゴリズム 1~3 を適用した結果を図 4 に示す。横軸が波長の多重度で、縦軸が Delete 操作回数の平均値である。

図 4 では、アルゴリズム 1 は波長数の増加とともに Delete 操作回数が増えている。これは、波長数が増えるにつれ、論理トポロジ中の光パスの数自体が増えているためである。一方、アルゴリズム 2 および 3 では、波長数が増えるにつれてトラフィック損失の発生回数は減少しており、性能が大幅に改善されている。この結果から、波長多重度が大きくなるほど、波長の変換操作が有効であることが分かる。また、アルゴリズム 3 では、波長数が 128 以上のとき、トラフィック損失が一度も発生していない。これは、バックアップ光パスへトラフィックを退避させることにより、現行プライマリ光パスの波長資源の解放が容易になり、Exchange および Append の 2 つの操作が効率よく進んだためであると考えられる。

#### 4.2.3 ステップ数による再構成時間の考察

表 1 は日本基幹ネットワーク上の論理トポロジの再構成において各アルゴリズムを適用した場合の、再構成に要した操作回数 (ステップ数) の平均を波長ごとに示している。この表より、アルゴリズム 1 を適用したときが再構成に要する時間が最も短く、アルゴリズム 2 を適用したときが最も再構成時間が長くなることが分かる。アルゴリズム 2 とアルゴリズム 3 のステップ数の差は、Switch 操作を行うか行わないかの違いで生じたものであることから、トラフィックをバックアップ光パスへ退避させることで再構成時間が数パーセント程度は改善されているといえる。

しかし、ネットワークの規模がさらに大きくなると、移行に

必要となる操作回数が増え、IP の経路制御情報の更新に影響を及ぼす可能性がある。そのため、IP の経路制御の振舞いを考慮にいた論理トポロジの再構成手法が必要となるが、これは今後の課題である。

## 5. まとめ

本稿では、トラフィック変動に対して最適な論理トポロジへの移行が必要となったときに、現行の論理トポロジからトラフィックの損失を低く抑えながら移行を可能にするパス交換手法を提案した。さらに、提案したパス交換手法を用いた論理トポロジ再構成アルゴリズムを提案した。ランダムに生成した論理トポロジに対して提案アルゴリズムを適用した結果、トラフィック損失を大幅に抑えることが可能であることが分かった。また波長多重度が増やすことで、トラフィック損失を減らせることが分かった。今後は、IP の経路制御を考慮に入れた論理トポロジの再構成を考えて行く予定である。

## 6. 謝 辞

本研究の一部は、通信放送機構 (TAO) によっている。ここに記して謝意を表す。

## 文 献

- [1] R. Ramaswami and K. N. Sivarajan, "Design of logical topologies for wavelength-routed optical networks," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 14, pp. 840-851, June 1996.
- [2] R. Dutta and G. N. Rouskas, "A survey of virtual topology design algorithms for wavelength routed optical networks," *Optical Network Magazine*, vol. 1, pp. 73-89, January 2000.
- [3] M. Murata, "Challenges for the next-generation Internet and the role of IP over photonic networks," *IEICE Transaction on Communications*, vol. E83-B, pp. 2153-2165, October 2000.
- [4] S. Ramamurthy and B. Mukherjee, "Survivable WDM mesh networks," in *Proceeding of IEEE INFOCOMM'99*, pp. 744-751, March 1999.
- [5] S. Arakawa and M. Murata, "On incremental capacity dimensioning for reliable IP over WDM networks," in *Proceedings of Opticomm*, pp. 153-162, August 2001.
- [6] I. Baldine and G. N. Rouskas, "Dynamic reconfiguration policies in multihop WDM networks," *Journal of High Speed Networks*, vol. 4, no. 3, pp. 221-238, 1995.
- [7] J.-F. P. Labourdette and A. S. Acampora, "Logically rearrangeable multihop lightwave networks," *IEEE Transactions on Communications*, vol. 39, pp. 1223-1230, August 1991.
- [8] I. Baldine and G. N. Rouskas, "Dynamic load balancing in broadcast WDM networks with tuning latencies," in *Proceedings of IEEE INFOCOM'98*, pp. 78-85, March 1998.
- [9] A. Narula-Tam and E. Modiano, "Dynamic load balancing in WDM packet networks with and without wavelength constraints," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 18, pp. 1972-1979, October 2000.