

特別研究報告

題目

IP over WDM ネットワークにおける
論理パストポロジ設計手法とフロー割当法の提案

指導教官

村田 正幸 教授

報告者

加藤 潤一

平成 12 年 2 月 23 日

大阪大学 基礎工学部 情報科学科

IP over WDM ネットワークにおける

論理トポロジー設計手法とフロー割当法の提案

加藤 潤一

内容梗概

近年の情報のマルチメディア化およびエンドユーザの増加に伴うインターネットトラフィックの増大により、基幹ネットワークにおける大容量化が求められている。WDM (Wavelength Division Multiplexing) 技術は 1 波長当り 2 ~ 10Gbps のチャンネルを 20 ~ 100 波長多重することによって大容量化を実現できるようになってきており、次世代基幹ネットワークにおける基盤技術として有望視されている。現状の IP over WDM 技術では、ルータ間のポイントポイント間通信に WDM 技術を利用することで通信回線の大容量化を図っているが、この場合、IP ルータがボトルネックになる可能性は大きい。しかし、WDM ネットワーク上で複数の物理リンクにまたがって同一波長を割当てたライトパスを設定すれば、IP ルータが扱うべきトラフィック量を減らすことが可能になる。その結果、IP トラフィックはライトパスをリンクとする論理トポロジー上を流れ、ライトパス上の途中ノードでは IP トラフィックは電気的な処理を行われることなく通過することになる。従来論理トポロジー構築の手法としては、主にネットワークのスループットを増大させるように設計されてきた。しかし、これらの手法ではライトパスを中継するルータでの電気処理により生じる遅延についてはほとんど考慮されていない。そこで本報告では、ホップ数を低く抑えることで、IP ルータにおける電気処理による遅延をできるだけ小さくするための、発見的な論理トポロジー設計アルゴリズムを提案する。また、フロー割当問題の解決法の一つであるフロー偏差 (flow deviation) アルゴリズムを改良し、ホップ数を低く抑えられるようなトラフィックフロー割当を実現する。そしてこれらのアルゴリズムを用いて、従来論理トポロジー設計手法と比較しながら議論を行ない、提案方式の IP over WDM ネットワークへの有効性を示す。

主な用語

WDM (Wavelength Division Multiplexing)、IP (Internet Protocol)、論理トポロジー、ルー
タ処理遅延、フロー割当問題、フロー偏差法 (flow deviation)

目次

1	はじめに	7
2	WDM アーキテクチャ	10
3	IP over WDM における論理トポロジー設計手法の提案と評価	12
3.1	従来手法における問題点	12
3.2	論理トポロジー設計手法の提案	13
3.2.1	rMLDA: remaked MLDA	15
3.2.2	SLDA: Short-hop Logical topology Design Algorithm	16
3.3	論理トポロジーの評価	17
3.3.1	評価モデル	17
3.3.2	論理トポロジー評価のための性能指標	19
3.3.3	論理トポロジー上に設定されるライトパスの本数の比較	19
3.3.4	ライトパス長による比較	25
3.3.5	ライトパスの最大伝播遅延時間による比較	31
3.3.6	IP レベルのフロー振動に対する耐性	34
4	IP over WDM における論理トポロジーへのフロー割当法の提案と評価	37
4.1	フロー割当問題における目的関数の設定	37
4.2	フロー割当手法の提案	37
4.3	フロー割当による論理トポロジーの評価	40
5	おわりに	46
	謝辞	47

目 次

1	物理トポロジー上の論理トポロジー	8
2	ライトパス設定の例	10
3	WDM ノードアーキテクチャ	11
4	NSFNET の物理トポロジー	17
5	d-rMLDA による論理トポロジーの辺の数：ノードの論理次数 8	22
6	d-SLDA による論理トポロジーの辺の数：ノードの論理次数 8	22
7	h-rMLDA による論理トポロジーの辺の数：ノードの論理次数 8	23
8	h-SLDA による論理トポロジーの辺の数：ノードの論理次数 8	23
9	d-rMLDA による論理トポロジーの辺の数：ノードの論理次数 10	24
10	d-rMLDA による論理トポロジーの辺の数：ノードの論理次数 12	24
11	d-rMLDA によるライトパスの平均ホップ数：ノードの論理次数 8	27
12	d-SLDA によるライトパスの平均ホップ数：ノードの論理次数 8	27
13	h-rMLDA によるライトパスの平均ホップ数：ノードの論理次数 8	28
14	h-SLDA によるライトパスの平均ホップ数：ノードの論理次数 8	28
15	d-rMLDA によるライトパスの平均ホップ数：ノードの論理次数 10	29
16	d-SLDA によるライトパスの平均ホップ数：ノードの論理次数 10	29
17	h-rMLDA によるライトパスの平均ホップ数：ノードの論理次数 10	30
18	h-SLDA によるライトパスの平均ホップ数：ノードの論理次数 10	30
19	d-rMLDA によるライトパスの最大伝播遅延時間：ノードの論理次数 8	32
20	d-SLDA によるライトパスの最大伝播遅延時間：ノードの論理次数 8	32
21	h-rMLDA によるライトパスの最大伝播遅延時間：ノードの論理次数 8	33
22	h-SLDA によるライトパスの最大伝播遅延時間：ノードの論理次数 8	33
23	d-rMLDA における第 2 経路/第 1 経路の長さ比率の平均値：ノードの論理次 数 8	35
24	d-SLDA における第 2 経路/第 1 経路の長さ比率の平均値：ノードの論理次数 8	35

25	h-rMLDA における第 2 経路/第 1 経路の長さ比率の平均値：ノードの論理次数 8	36
26	h-SLDA における第 2 経路/第 1 経路の長さ比率の平均値：ノードの論理次数 8	36
27	ノード間の遅延時間の平均： $(\alpha, degree, \beta) = (3.0, 8, 1)$	41
28	ノード間の遅延時間の平均： $(\alpha, degree, \beta) = (3.0, 8, 10)$	41
29	ノード間のフローの平均ホップ数： $(\alpha, degree, \beta) = (4.0, 16, 30)$	44

表 目 次

1	提案手法の仕様	16
2	NSFNET におけるトラフィックマトリックス	18
3	メタ戦略の利点、欠点	38
4	ノード間の遅延時間の平均 : $(\alpha, degree, \beta) = (5.0, 16, 40)$	42
5	最大ホップ数 : $(\alpha, degree, \beta) = (4.0, 16, 40)$	43
6	最大ホップ数 : $(\alpha, degree, \beta) = (2.0, 8, 30)$	43

1 はじめに

情報のマルチメディア化及びエンドユーザの増加に伴うインターネットトラフィックの増大により、基幹ネットワークにおける大容量化が求められている。しかし、既存の電気信号による交換システムは処理能力の限界に近きつつあると言われており、高速ネットワーク実現への期待が光通信技術に向けられている。WDM (Wavelength Division Multiplexing) 技術は1波長当たり2~10Gbpsのチャネルを20~100波長多重することで大容量化を実現するものであり、次世代の基幹ネットワークとして有望視されている。

WDM技術の利用形態については、従来のATM (Asynchronous Transfer Mode) 及びSONET (Synchronous Optical Network)/SDH (Synchronous Digital Hierarchy) 技術を利用する、いわゆるIP over ATM over SONET over WDM やIP over SONET over WDM 等が考えられているが、ATMにおけるセルヘッダによるオーバーヘッド、SONETにおけるフレームのマッピングによるオーバーヘッドの問題がすでに指摘されている [1]。そのため、高速化を考えた場合、WDM技術を用いて物理ネットワークを構築し、その上でIPを直接利用するIP over WDMが必要となる。しかし、現状のIP over WDM技術では、ルータ間のポイントポイント間通信にWDM技術を利用することで通信回線の大容量化を実現しているのみである (図1(a))。この場合、ルータにおける電気処理がボトルネックとなる可能性は大きい。例えば、Juniper Networks社の最新IPルータであるM40のパケット処理量は公称40 Mppsである [2]。この場合、1パケットを1,000ビットと仮定すると、その処理量は40 Gbpsとなり、これは各波長帯域を10 Gbpsと仮定した場合4波長分の帯域にしかならない。さらに、IPルータのポート数を考慮すると、IPルータのパケット処理量がボトルネックとなることは自明である。そのため、WDMネットワーク上において、物理ネットワーク上の複数の回線にまたがって同一波長を割り当てることによってライトパスを設定し、ライトパスの中のWDMノードにおける電気処理によるコストを軽減することが考えられている (2章参照)。

WDMネットワーク内のすべてのエンドノード間にライトパスを設定することができれば、WDMネットワーク内部では電気処理はまったく不要になる。しかしそのためには数多くの波長が必要となる [3]。一方、WDMネットワーク内部においてもライトパスの終端を

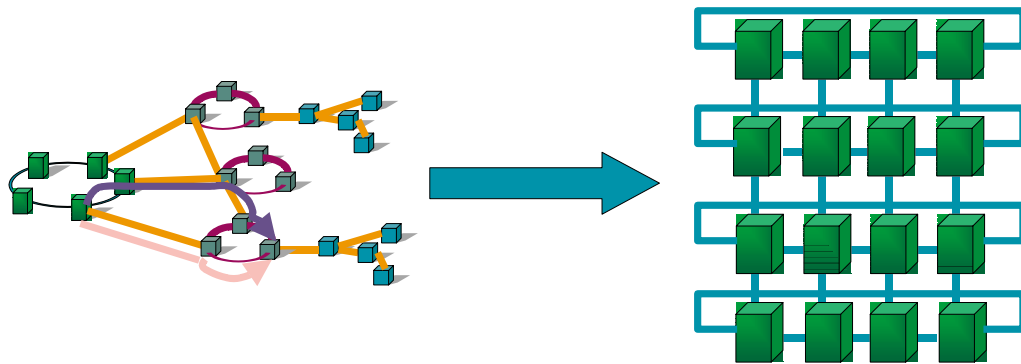


図 1: 物理トポロジー上の論理トポロジー

許すとするれば、IP ルータ上での電気処理による経路制御が一部必要になる。しかし、IP はライトパスによって構築される論理トポロジー上で本来の経路制御などのプロトコル処理を行えばよいので、IP の変更はまったく必要ないという利点は残される。

物理 WDM ネットワーク上にライトパスを設定することによって論理トポロジーを構築する手法については、いくつかの研究がある [3, 4]。例えば、文献 [3] では、論理トポロジー設計問題をライトパスの設定とフロー割当に分割することによって、この設計問題を解いている。文献 [3] では、ライトパスの設定に関するヒューリスティックなアルゴリズムがいくつか提案されている。それらのアルゴリズムは、トラフィック量に重み付けを行い、その上でネットワーク全体での平均遅延時間を小さくする手法である。しかし、このような手法によって得られたネットワークにおいては、パケット最大遅延時間を最小遅延時間と比較した場合に非常に大きくなる可能性があり、IP を考慮した場合には適切ではない。また、文献 [3] では、論理トポロジーへのフロー割当問題においては、MILP (Mix Integer Linear Problem) として定式化されている。しかし、その場合には計算時間の側面から見ると、大規模ネットワークへの適用に向いていない。一方、文献 [4] では、論理トポロジー設計に関する最適化問題としての定式化が示されている。ただし、そのような最適化問題は、その部分問題にフロー割当問題を含むことから NP 困難であり、そのため、文献 [4] では波長数に制限を加えないという仮定のもとでこの最適化問題を解いている。

そこで、本報告では、IP over WDM ネットワークにおいて、IP ルータにおける処理遅延

を考慮しつつ、論理トポロジー設計問題の解を求めるヒューリスティックなアルゴリズムの提案を行う。すなわち、論理トポロジー上において、各エンドノード間のホップ数を小さく抑えるようなライトパス設定手法を提案する。また、フロー割当問題においては、IP ルータにおける遅延時間がリンクの伝搬遅延時間に比べ大きくなることも考慮し、その迂回経路のホップ数に上限を与えることで、巡回経路の候補に制限を加え、計算時間を少なくする手法を提案する。

本報告の構成は以下の通りである。まず 2 章では WDM ネットワークのアーキテクチャについて説明し、続いて 3 章では論理トポロジーの設計手法の提案及び比較を行う。4 章では、論理トポロジーに対してフローを割当てる手法を提案し、それをを用いて 3 章で提案した論理トポロジー設計手法と従来の論理トポロジー設計手法を比較評価する。最後に 5 章では本報告のまとめを述べる。

2 WDMアーキテクチャ

各光ノードにおいて、入力回線の任意の波長とそのノードの出力回線の波長をノード内で光スイッチによって連結させることによって、電気的な処理を介することなく、特定の入力回線を特定の出力回線へと連結することが可能となる。これがライトパスである（図2）。ライトパスによってノードでの電気処理は不要となり、すべて光領域でトラヒックを伝達できるようになる。すなわち、各ノードにおいて電氣的に処理を行わなければならないトラヒック量が軽減され、結果としてネットワーク内における遅延が減少する。

ただし、大規模な光スイッチにおける波長変換は現状では困難とされており、そのため入力/出力回線で同じ波長を使う必要がある。また、ライトパスを設定するには、同一物理回線上において、複数のライトパス間で同じ波長を共有することはできない。そのため、WDMにおける多重波長数によってネットワーク上に設定できるライトパスの数が異なってくる。

次に、本報告で想定している WDM ノードアーキテクチャについて説明する（図3）。ライトパスがノードをカットスルーする場合、入力回線における波長は、電気に戻されることなく、光スイッチを経由して出力回線に出力される。図3に示した例では、ファイバAの波長 λ_1 が光スイッチを経由してファイバC'に出力されている。一方、ファイバBの波長 λ_2 は一度電気信号に変換され、その後IPルータによってパケットフォワーディング処理が行われ、光信号に再び変換されたパケットは次のライトパスにのせられる。

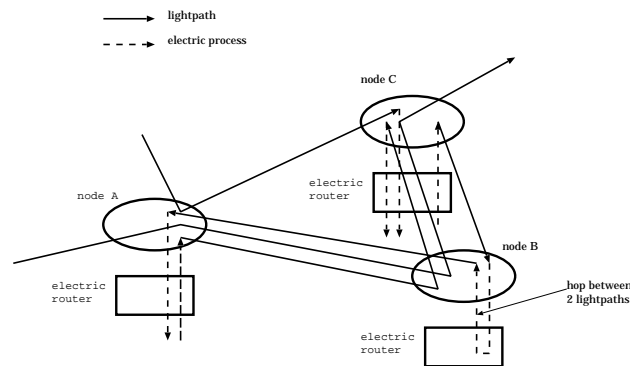


図 2: ライトパス設定の例

WDM ノードのコストを考える上で制約として考慮しなければならないのが ADM (Add-Drop Multiplexer) であり、図の場合では電気ルータにおけるポート数に相当する。ADM は図 3 に示すように、入力ファイバ中から特定の波長を取り出し、また、出力ファイバに特定の波長を加えるために必要になる。そのため、電気ルータのポート数は WDM ノードを始点とするライトパスの本数の上限値として考慮する必要がある。ポート数を多くとることができれば、より多くのライトパスをネットワーク内に設定することが可能となる。しかし、一方で、ポート数の増大は技術的制約、あるいはそのコスト的制約があるため、論理トポロジー設定の際にはその制約を十分に考慮する必要がある。

論理トポロジーの構築によって図 2 に示したようなライトパスからなるネットワークが、IP ネットワークに提供される。本報告ではその形状を、物理的なネットワークと区別するために、論理ネットワーク（あるいは論理トポロジー）と呼ぶ。本報告の目的は、電気ルータにおけるポート数などを制約条件とした上で、論理トポロジーを構成するアルゴリズムを提案し、その評価を行うことである。

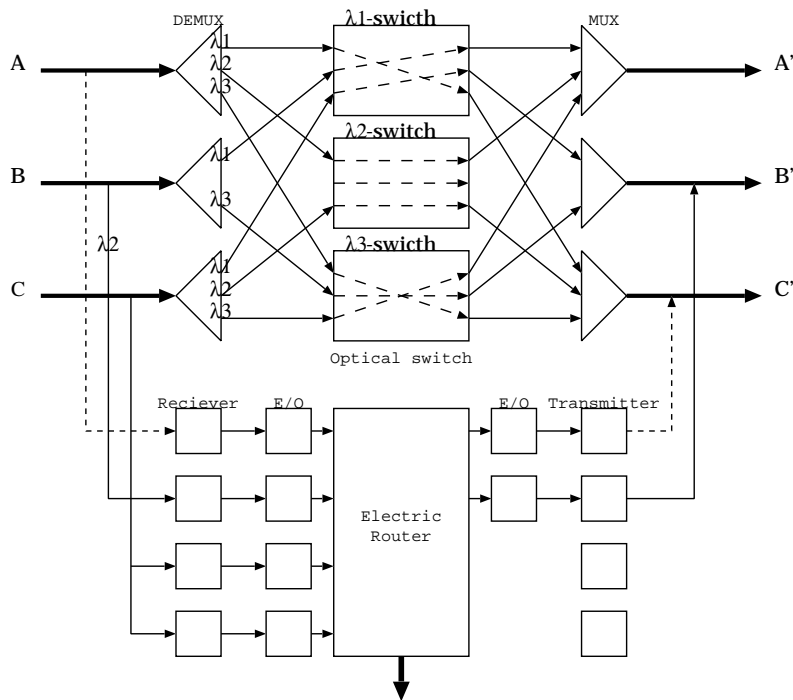


図 3: WDM ノードアーキテクチャ

3 IP over WDMにおける論理トポロジー設計手法の提案と評価

本章では、始めに IP over WDM における従来の論理トポロジー設計手法における問題点を説明し、次に本報告で提案する設計手法を述べる。そしてその後、従来の設計手法と本報告で提案する設計手法の比較評価を、それらの手法で設計した論理トポロジーに対して行う。

3.1 従来手法における問題点

論理トポロジー設計の従来のヒューリスティックな手法として、文献 [3] に述べられている HLDA (Heuristic Logical topology Design Algorithm) や MLDA (Minimum delay Logical topology Design Algorithm)、RLDA (Random Logical topology Design Algorithm) などが挙げられる。HLDA、MLDA はトラヒック量によって重み付けされた各ノード間の伝播遅延時間を小さくすることを目的として論理トポロジーを設計する手法であり、各ノード間のトラヒック量降順でライトパスを設定することによってルータでの処理量を抑制するように設計されている。また、MLDA のアルゴリズムにおいては、全てのノード間での到達性を確保するため、隣接するノード間に双方向にライトパスを設定している。一方、RLDA はランダムにライトパスを設定する手法である。

しかし、HLDA、MLDA は主にネットワークのスループットの増大を目的としているため、各ノード間のトラヒックに対して一様に公平なサービスを提供できるネットワークの設計というものは考慮されてこなかった。結果としてトラヒック量が小さいエンドノード間の要求は軽視され、遅延時間の大きくなる経路を選択することを前提とした論理トポロジーが設計されてしまう。また、これらの手法はライトパスを中継するルータでの電気処理により生じる遅延についてはほとんど考慮されていない。ところが現実を考えると、光ネットワークにおいてはノード間の伝播遅延時間は非常に小さく、それゆえにノードでの処理遅延時間は無視できないものとなっている。そのため、IP フローの最終経路はノード間の伝播遅延よりもノードでの処理遅延時間の影響を大きく受けると考えられる。

以上のことを考慮し、本報告ではノード間の物理的距離が大きい場合においても少ない

ホップ数で目的ノードへ辿り着けるように、ノードでの処理遅延時間を考慮した論理トポロジー設計手法を提案する。その上で、トラヒック量降順で光パスを割当てて MLDA、及びランダムに割当てて RLDA との比較を行う。

・MLDA

文献 [3] で紹介された論理トポロジー設計手法である。フローの重み付伝播遅延時間を最小化することを目的として論理トポロジーを設計する。

まず、最初に物理的に隣接するノード間に双方向のライトパスを設定し、次にその他のノードペアについてそのノード間に流れるトラヒック量の降順で最短経路となるようなライトパスを設定する。最後に残った波長についてはランダムにライトパスを設定する。ただし、ライトパスを設定する際に、波長数制約もしくは論理次数制約に反しないようにする。

・RLDA

文献 [3] で紹介された論理トポロジー設計手法である。波長の使用状況を監視しながら、制約条件に違反しないように注意した上でランダムにライトパスを設定する。波長数の制約やノードの次数制約によってライトパスを設定できる波長が存在しなくなったら終了する。ただし到達不可能なノードペアが存在する場合は設計された論理トポロジーは不採用とし、到達不可能なノードペアが存在しなくなるまで論理トポロジーを設計しなおす。

3.2 論理トポロジー設計手法の提案

前節で述べたように、従来の論理トポロジー設計手法はノードでの処理時間を考慮したものではない。そのため、結果として IP フローを論理トポロジー上に割当てた際に、IP フローの流れる経路が論理トポロジーの設計段階で予測した経路と異なった経路を選択する可能性が高くなることが予想される。これは、ノードにおける処理時間がノード間の伝播遅延時間と比べると比較的大きくなり、結果として IP フローはホップ数に大きく依存し、論理トポロジー設計段階での予測とは異なる動作を示すためである。そこで本報告では、従来の

論理トポロジー設計手法の一つである MLDA をもとに、従来のノード間の伝播遅延時間に着目した手法とは異なり、ノードでの処理遅延時間の影響を回避するために、ホップ数の軽減に着目した手法を提案する。ここで、このライトパスを優先的に設定していくノードペアを決定するものを優先度関数と呼ぶことにする。MLDA においては、この優先度関数は、各ノード間のトラヒック要求量であった。しかし、本報告においては、ホップ数の軽減を目標とするため、以下の 2 つの優先度関数 f_1 、 f_2 を用いる。

- ノード (i, j) 間のトラヒック要求量 ρ_{ij} と物理トポロジー上でのホップ数をコストとした最短経路のホップ数 h_{ij} の積：

$$f_1(i, j) = \rho_{ij} \times h_{ij}$$

- 物理トポロジー上でのホップ数 h_{ij} をコストとした最短経路のホップ数：

$$f_2(i, j) = h_{ij}$$

また、論理トポロジーを設計する際に最短経路を各ノードペアについて求める必要があるが、この場合、最短経路のコストの設定によって論理トポロジーの性質も大きく違ってくる。例えばノードにおける遅延を考慮せず、リンクの伝播遅延時間をコストとした場合、ライトパスは各ノード間の最短経路に設定される。トラヒックは目的ノードまでの最短経路を数本のライトパスを経由することによって辿ることが可能となるが、中継する IP ルータの数が多くなる可能性がある。一方ホップ数をコストとした場合、各フローは目的ノードまで少ないホップ数で行くことができることがわかるが、これはノードでの処理遅延がノード間の伝播遅延時間に比べて大きいときに、はじめてその有効性を示すことのできるものである。そこで本報告では最短経路のコストとしてノード間の伝播遅延時間とホップ数の 2 つを設定し、それらの比較を行う。

MLDA では隣接するノード間のリンクに相互にライトパスを設定する行程で、全てのノード間の到達性を確保するために、最初の 2 波長を用いて隣接するノード間に相互にライトパスを設定していく。しかしながら、この行程は結果的に短いライトパスを多く設定することになる。ところが、論理トポロジー上に多くの短いライトパスが存在すると、最短経路の

ホップ数は増大し、ホップ数の大きいトラヒックが発生しやすくなる。そこで本報告では、MLDA を改良し、すべてのノード間での到達性を保証しつつ、積極的に長いライトパスを設定していく設計手法を2つ提案する。以下の3.2.1節、3.2.2節において、提案手法のアルゴリズムを詳しく説明する。

3.2.1 rMLDA: remaked MLDA

このアルゴリズムはMLDA とほぼ同様の手順でライトパスを設定するが、step 2においてMLDA と異なる優先度関数を用いることによって、ホップ数を考慮に入れた論理トポロジーを設計する。

準備:

与えられたトラヒックマトリックス $P = (p_{ij})$ から優先度関数の値 $Q = (q_{ij}) = P$ を各ノードペアについて求める。

step 1:

物理的に隣接するノード (n_i, n_j) 間の2波長を用いて双方向にライトパスを1本ずつ設定し、 $q_{n_i n_j} = 0$ とする。隣接するノード間にライトパスが設定されたら、step 2に進む。

step 2:

優先度関数の値が最も高い $\max_{ij}(q_{ij}) = q_{i_{max} j_{max}}$ となるノードペア (i_{max}, j_{max}) を選ぶ。トラヒックが0でないすべてのノードペアについて検証を行ったら step 3へ進む。

ノード i_{max} の出力次数、及びノード j_{max} の入力次数が制限次数より小さい場合のみ、ノード (i_{max}, j_{max}) 間の最短経路上に利用可能な波長が存在するか調べる。利用可能な波長が存在する場合、それらの中から最も短い波長を用いて、ノード (i_{max}, j_{max}) 間にライトパスを設定し、 $q_{i_{max} j_{max}} = 0$ とする。そして、step 2に戻る。予約可能な波長が存在しない場合は、 $q_{i_{max} j_{max}} = 0$ とし、step 2に戻る。

表 1: 提案手法の仕様

設計手法	最短経路のコスト	step 3 の手順
d-rMLDA	伝播遅延時間	ランダムにライトパスを設定する
d-SLDA		積極的に長いライトパスを設定する
h-rMLDA	ホップ数	ランダムにライトパスを設定する
h-SLDA		積極的に長いライトパスを設定する

step 3:

step 2 において、使用されなかった波長を用いてランダムにライトパスを設定する。この時、各ノードの論理次数制限、及び波長数制限に反しないようにライトパスを設定する。ノードの論理次数、もしくは波長数制限によってライトパスが設定できなくなったら終了とする。

3.2.2 SLDA: Short-hop Logical topology Design Algorithm

このアルゴリズムでは、本来 MLDA ではランダムにライトパスを設定する step 3 の行程において、積極的に長いライトパスを設定する。3.2.1 節で述べた rMLDA アルゴリズムの step 3 を以下のように変更する。

step 3:

step 2 において使用されなかった波長を用いて、各ノードの論理次数制限、及び波長数制限を越えないように可能な限り長いライトパスから設定していく。ノードの論理次数制限、もしくは波長数制限によってライトパスが設定できなくなったら終了とする。

本節では先で述べた rMLDA と SLDA をもとに、優先度関数を f_1 、 f_2 、また step 3 をランダム/積極的に長いものを設定するとしたアルゴリズムを提案する。組合せに応じて、表 1 に示すように、d-rMLDA、d-SLDA、h-rMLDA、h-SLDA がありうる。これらのアルゴリズムを用いて、次節で従来手法との比較を行う。

3.3 論理トポロジーの評価

3.3.1 評価モデル

設計された論理トポロジーの評価として、本報告ではいくつかの評価指標を用い、それぞれの評価指標について上位層が IP であるという観点から考察する。これによって論理トポロジーの性能と傾向を多面的に評価し、従来の設計手法と提案する設計手法の比較を行う。

本節では、MLDA、RLDA に加え、もう一つの比較モデルとして、IP を追加する。ここで言う IP とは、WDM をポイントポイント通信として用いるモデルであり、ライトパスは隣接するノード間にのみ設定される。ただし、このモデルにおいても波長数制約及び、論理次数制約は考慮する。すなわち、各ノード i の次数 d_i は与条件として与えられるネットワークの論理次数 $degree$ に対して $d_i = degree$ となる。

本報告では、文献 [3, 5] と同様に図 4 に示すような 14 ノード、20 リンクの NSFNET を評価モデルとして用いる。各ファイバの伝播遅延時間は、地理的なノード間の距離に基づいて決定した。

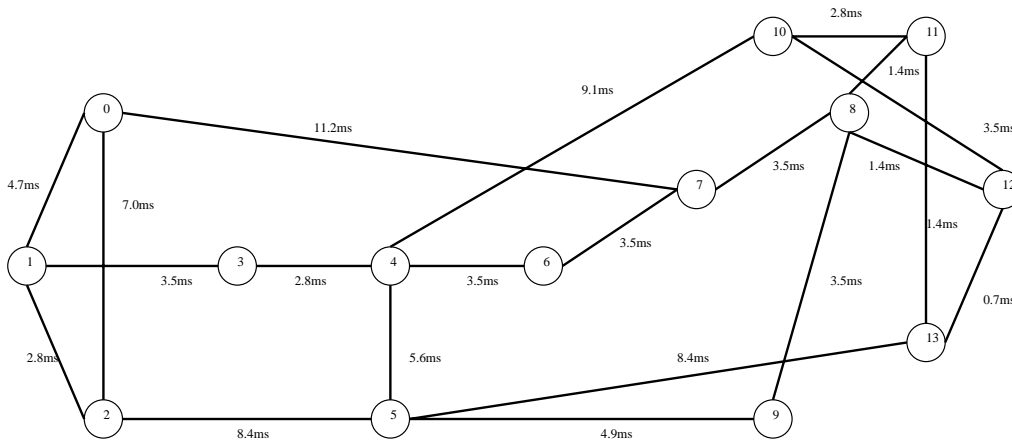


図 4: NSFNET の物理トポロジー

また、各ノード間のトラフィック要求量は文献 [5] に掲載されているものを用いた。それを表 3.3.1 に示す。これらの数値は、NSFNET において実測に基づくトラフィック要求量を表したものである。ただし表の数値は相対的な値であるので、評価の際には β 倍のトラフィック量を与えた。以下、 β をトラフィック係数と呼ぶ。

表 2: NSFNET におけるトラヒックマトリックス

	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13
0	0.000	0.109	0.206	0.014	0.045	0.004	0.043	0.145	0.051	0.010	0.007	0.080	0.000	0.033
1	1.171	0.000	0.856	0.062	1.112	0.777	0.362	1.579	0.366	1.661	0.203	3.781	0.483	1.319
2	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000
3	0.031	0.341	1.364	0.000	0.190	0.060	0.070	0.288	0.200	0.326	0.307	0.669	0.008	0.401
4	0.028	6.751	1.902	0.343	0.000	0.403	1.077	6.222	2.402	1.792	0.045	7.903	0.997	0.529
5	0.000	0.581	0.342	0.552	0.340	0.000	0.261	0.268	0.087	0.387	0.004	0.084	0.006	0.248
6	0.175	2.202	10.231	0.447	2.203	0.790	0.000	11.410	1.982	2.195	0.078	7.140	0.033	3.284
7	0.239	6.384	21.030	0.852	2.821	0.266	9.708	0.000	4.395	3.300	1.137	4.863	0.553	1.385
8	0.645	1.893	3.735	0.600	2.499	0.681	2.506	6.102	0.000	3.962	1.452	12.750	2.334	0.076
9	0.005	3.529	1.026	0.373	2.234	0.948	0.498	5.708	0.684	0.000	0.630	1.764	0.591	0.076
10	0.010	0.102	0.313	0.169	0.024	0.006	0.081	0.145	0.058	0.712	0.000	0.084	0.006	0.050
11	0.128	2.615	0.100	0.594	2.486	0.132	0.549	4.057	2.953	2.237	1.050	0.000	0.101	0.054
12	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000
13	0.073	2.909	1.363	0.989	3.561	1.207	0.644	2.879	0.467	0.000	0.399	0.000	1.075	0.000

3.3.2 論理トポロジー評価のための性能指標

まず、以下の記法を導入する。

d_i : ノード i における論理次数。本報告ではすべてのノードで一定であると仮定し、その値を d_{max} とする。

P_{ij} : ノード i とノード j のファイバの数。

V_{ij} : ノード i とノード j 間に設定されているライトパスの本数。

$V_{d,ij}$: ノード i とノード j 間に設定されているライトパスの伝搬遅延時間。

$\bar{V}_{l,ij}$: ノード i とノード j 間に設定されているライトパスの物理経路上のホップ数。すなわち、ライトパスが何段の物理リンクから構成されているかを示す。また、その平均を \bar{V}_l と表す。

以上の記号を用いて、各小節で次の性能指標を求める。

- (1) 論理トポロジー上に設定されるライトパスの本数 V 、すなわち、 $\sum_{i,j} V_{ij}$ 。(3.3.3 節)
- (2) 論理トポロジー上のライトパスを構成する物理リンクの数 $V_{l,ij}$ の平均。すなわち、 \bar{V}_l 。(3.3.4 節)
- (3) ライトパスの最大伝播遅延時間。すなわち、 $\max_{ij} V_{d,ij}$ 。(3.3.5 節)
- (4) 論理トポロジー上のノード間の最短経路と次に短い経路の差。本報告ではノード間の最短経路を第 1 経路とし、次に短い経路を第 2 経路と呼ぶ。(3.3.6 節)

3.3.3 論理トポロジー上に設定されるライトパスの本数の比較

本節では最初の評価指標として論理トポロジーの辺の数、 $\sum_{ij} V_{ij}$ 、による比較を行う。論理トポロジーの辺の数が多い場合、より短い最短経路を確保できる可能性は高い。そのため、論理トポロジーの辺の数は多いほうが、IP ネットワークでは効率的になるネットワークと考えられる。

図 5、6、7、8 に、ネットワークにおいて利用可能な波長数に対する V の値を、各手法に対して求めたものを示す。ここでノードにおける最大論理次数 d_{max} は 8 とした。図 5、6 を

見ると、経路選択のコストとして伝播遅延時間を用いた場合、優先度関数を f_1 とした場合と比較して、優先度関数を f_2 とした場合には論理トポロジー上のライトパスの数が少なくなっている。これは、優先度関数を f_2 とした場合、優先度関数を f_1 にした場合と比較してホップ数の大きい経路からライトパスが設定されることになるためである。これによって、優先度関数 f_2 の方が優先度関数 f_1 の場合に比べて1本のライトパスに使用する波長は多くなり、波長数が限定されたネットワークにおいては設定できるライトパスの数が抑制される結果となる。本報告には記載していないが、この傾向はノードの論理次数が10、12の場合にも確認できた。一方、図7、8から確認できるように、経路選択のコストとしてホップ数を用いると優先度による上下関係は逆転していることがわかる。

また、図5、6、7、8を通して言えることであるが、本報告で提案する設計手法による論理トポロジーでは、最短経路を伝播遅延時間で求めるとMLDAよりもライトパスの数はわずかながら少なくなっている。これは、本報告で提案する設計手法がライトパスを構成する物理リンクの数 $V_{l,ij}$ を大きくするように設計されていることによる。さらに、優先度関数に従ってライトパスを設定する際に伝播遅延時間をコストとするため、結果として構成する物理リンクの数は大きくなる可能性が高く、使用可能な波長数が限定されたネットワークではライトパスの数は当然ながら他のアルゴリズムと比較して少なくなることに起因すると考えられる。

以上の結果から、最短経路のコストとして伝播遅延時間を用いた場合、優先度関数を物理トポロジー上での最短経路のホップ数とすると、多くのライトパスにおいて、その物理リンクの数 $V_{l,ij}$ が大きくなる可能性が高く、物理的に遠いノード間トラヒックについてはホップ数が小さくなる反面、近隣のノード間トラヒックについては、冗長な経路を選択する可能性が大きくなることが予想される。

また、論理次数 $d_{max} = 10$ の場合と比較して、論理次数 $d_{max} = 8$ の場合および論理次数 $d_{max} = 12$ の場合ではわずかながら全体的に上に凸な形のグラフになっていることが図5、9、10からわかる。これは、論理次数 $d_{max} = 8$ の場合、波長数が大きい領域ではネットワークに設定されるライトパス数は各ノードの論理次数によって制限されているためである。また、論理次数 $d_{max} = 12$ の場合は対照的に波長数が制限条件となって、ライトパスの数を抑

制していることが予想される。これより、適切な論理次数と波長数の組合せを行わずに論理トポロジーを設計すると、使用可能であるにもかかわらずライトパス割当が行われない波長が多く残ってしまうことが考えられる。なお、d-SLDA、h-rMLDA、h-SLDA の場合でも同様の傾向は確認された。

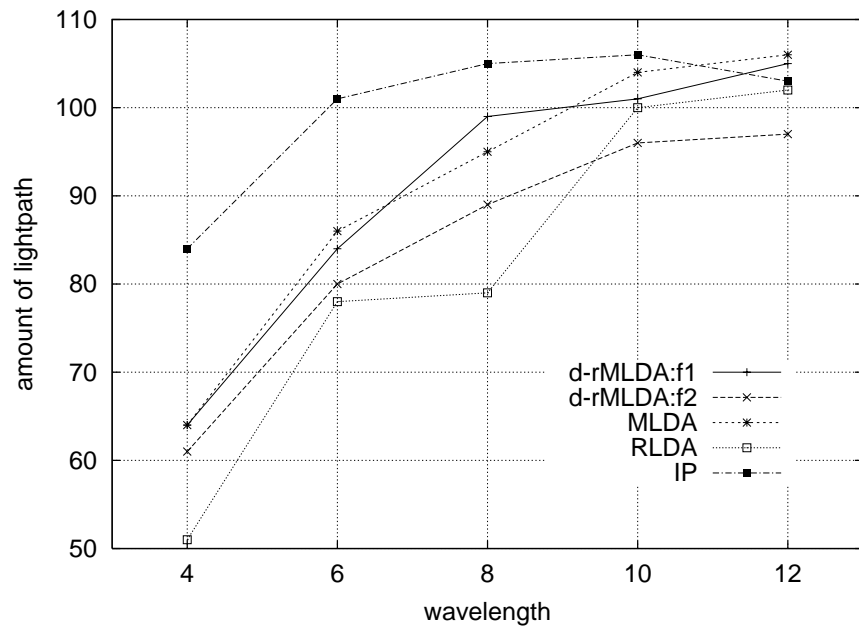


図 5: d-rMLDA による論理トポロジーの辺の数 : ノードの論理次数 8

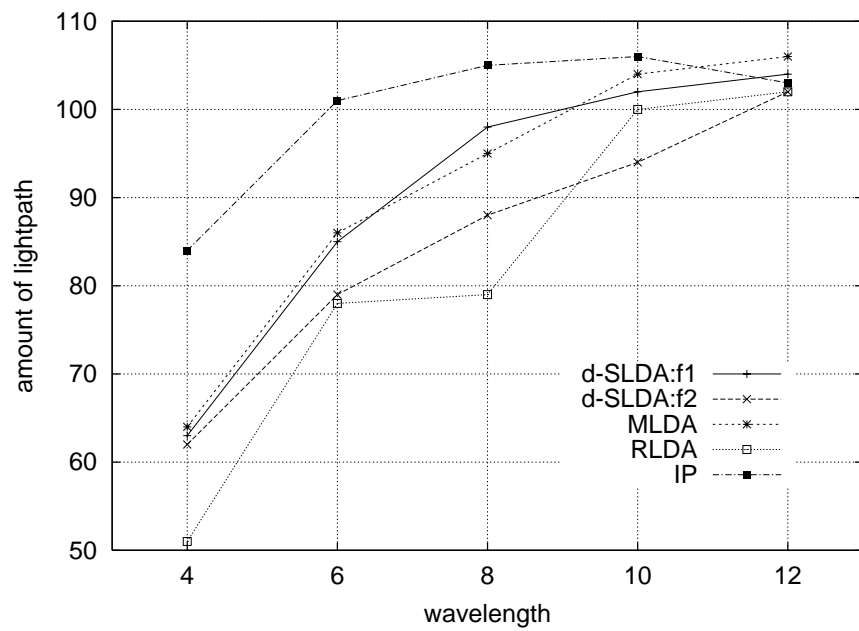


図 6: d-SLDA による論理トポロジーの辺の数 : ノードの論理次数 8

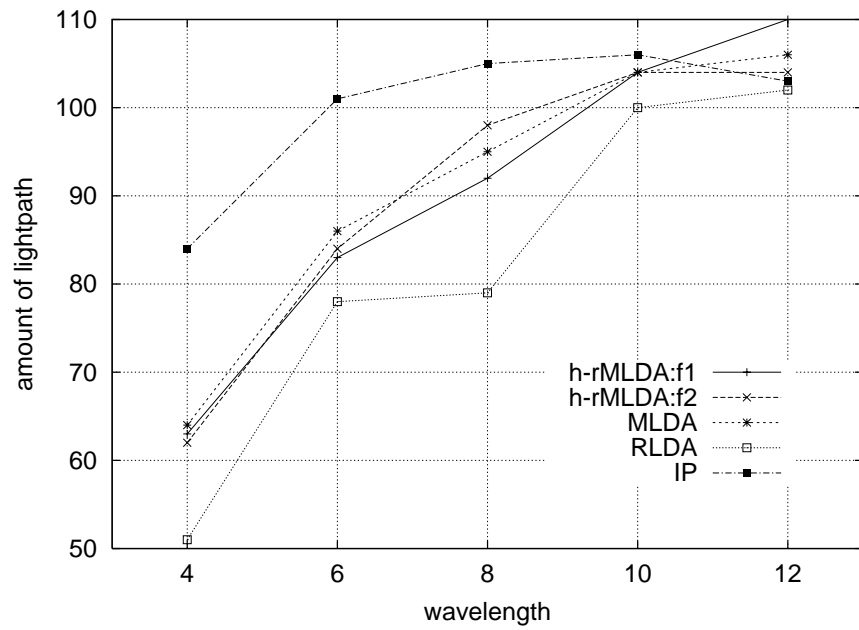


図 7: h-rMLDA による論理トポロジーの辺の数：ノードの論理次数 8

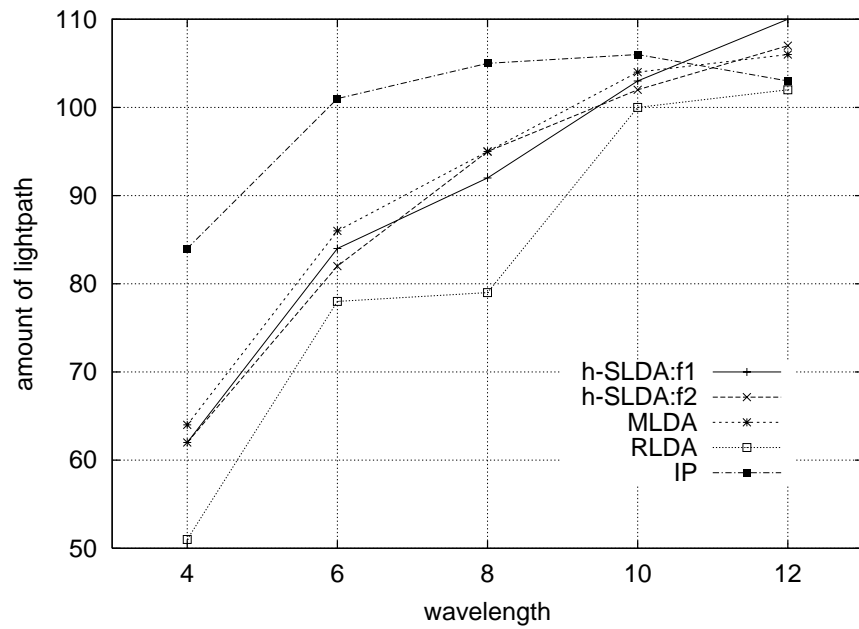


図 8: h-SLDA による論理トポロジーの辺の数：ノードの論理次数 8

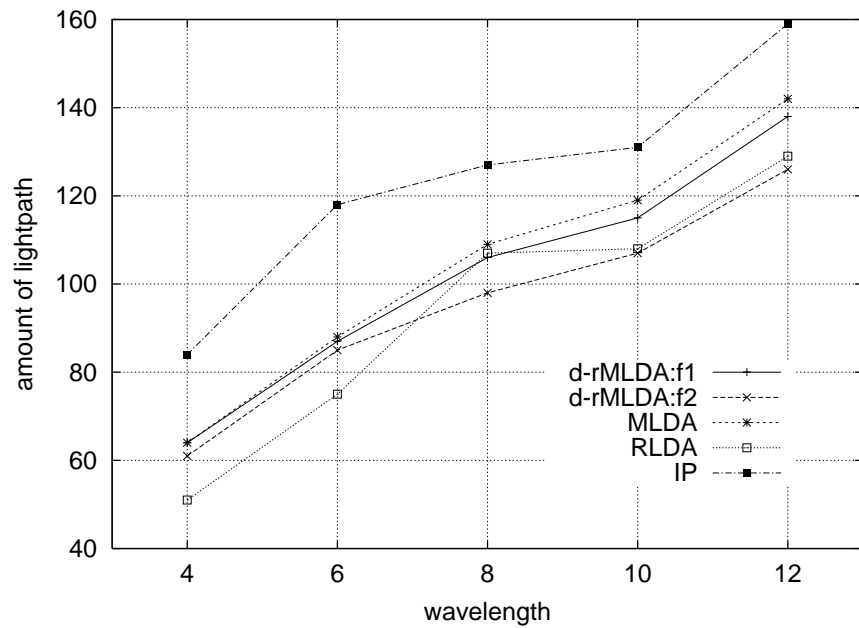


図 9: d-rMLDA による論理トポロジーの辺の数：ノードの論理次数 10

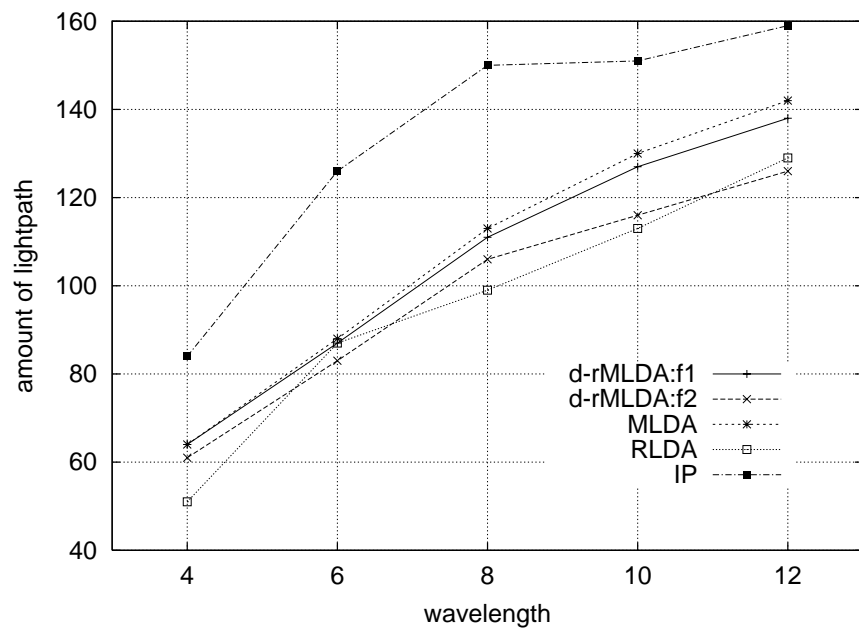


図 10: d-rMLDA による論理トポロジーの辺の数：ノードの論理次数 12

3.3.4 ライトパス長による比較

本節では、論理トポロジーの各ライトパス V_{ij} の長さとして、各ライトパスを構成する物理リンクの本数の平均、すなわち \overline{V}_l を考えて比較を行う。 $V_{l,ij}$ は、ライトパスを設定することによって、物理トポロジー上を IP フローが流れた場合と比較してどれほどノードでの処理を回避できるかを示すものであり、ネットワーク上を IP フローが流れることを前提とした WDM ネットワークには非常に重要な評価指標と考えられる。すなわち \overline{V}_l が大きくなるにつれ、IP フローはノードでの処理遅延を回避しやすくなり、さらにルータの処理要求も軽減できる。

論理次数 $d_{max} = 8$ とし、各波長数に対する論理トポロジー上の各ライトパスの平均ホップ数の値を求めた結果を図 11、12、13、14 に示す。図 11、12、13、14 において、優先度関数を f_1 とした場合、および f_2 とした場合を比較すると、優先度関数を f_2 とした方がライトパス長の平均 \overline{V}_l は大きくなっていることが確認できる。これは優先度関数を f_2 、すなわちホップ数に設定しているため、ライトパス長 $V_{l,ij}$ の大きいライトパスから設定されているからである。しかし、最短経路のコストとしてホップ数を用いた場合 (図 13、14) では、この 2 つの優先度関数について大きな差は見られない。これは、最短経路のコストをホップ数としているため、優先的に設定されるライトパス長 $V_{l,ij}$ はコストを伝播遅延時間とした場合と比較してもともと小さいためである。そのため、優先度関数 f_1 、 f_2 間に差が現れていない。

次に図 11、12、15、16 に、最短経路のコストとして伝播遅延時間を用いた時の結果を示す。図 11 と 15、図 12 と 16 の比較より、優先度関数に f_1 を用いた場合のライトパス長 $\overline{V}_l^{f_1}$ と f_2 を用いた場合のライトパス長 $\overline{V}_l^{f_2}$ の差は、論理次数 d_{max} を大きくすることによって小さくなることからわかる。これは、論理次数を大きくすることによって論理トポロジー上のライトパスの数が増え、優先度関数に従って設定したライトパスの長さの差による影響が薄れてきたことが原因であると考えられる。逆に図 13 と 17、14 と 18 から最短経路のコストとしてホップ数を用いた場合、優先度関数によるライトパス長 \overline{V}_l の差は論理次数 d_{max} を大きくすると、それに伴って大きくなることが見られる。これら 2 つの傾向はノードの論理次数が 12 の場合にも確認できる。

また、全体を通して本報告での提案手法はMLDAと比較してライトパス長 \bar{V}_l は大きくなっている。この傾向は、論理次数が大きくなるとより顕著に現れる。これは本報告の設計手法が一様に平均ライトパス長 \bar{V}_l を長くするように設計しているためであり、結果からその目的はほぼ達成できていることが確認できる。

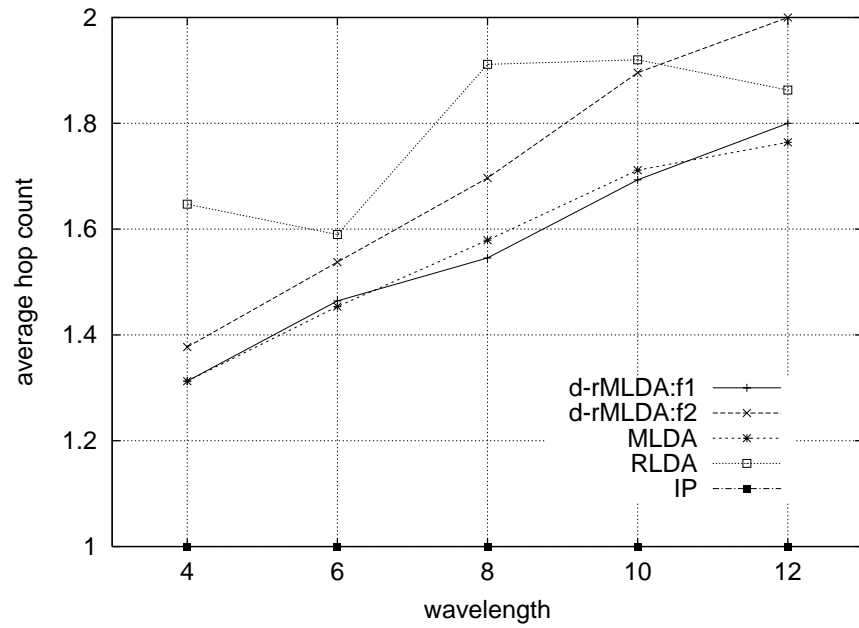


図 11: d-rMLDA によるライトパスの平均ホップ数：ノードの論理次数 8

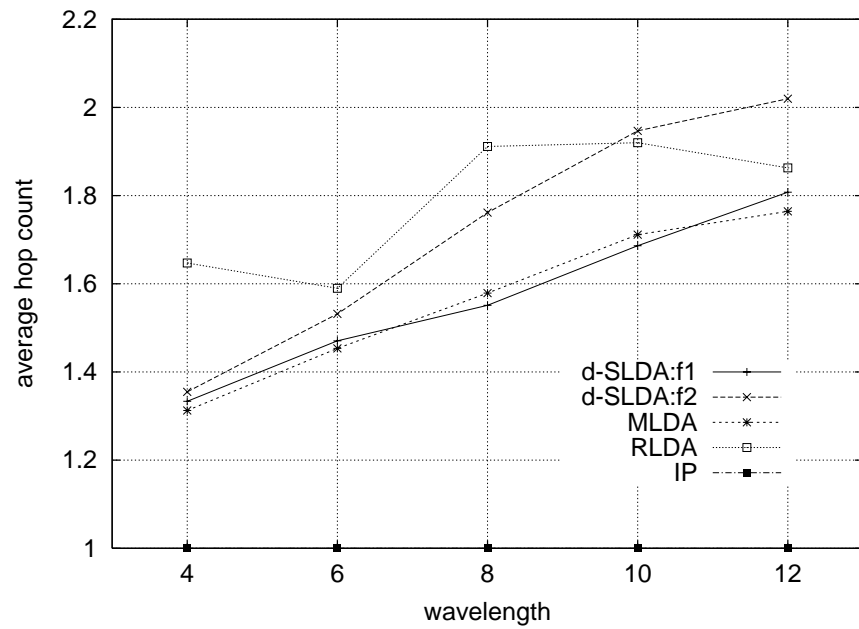


図 12: d-SLDA によるライトパスの平均ホップ数：ノードの論理次数 8

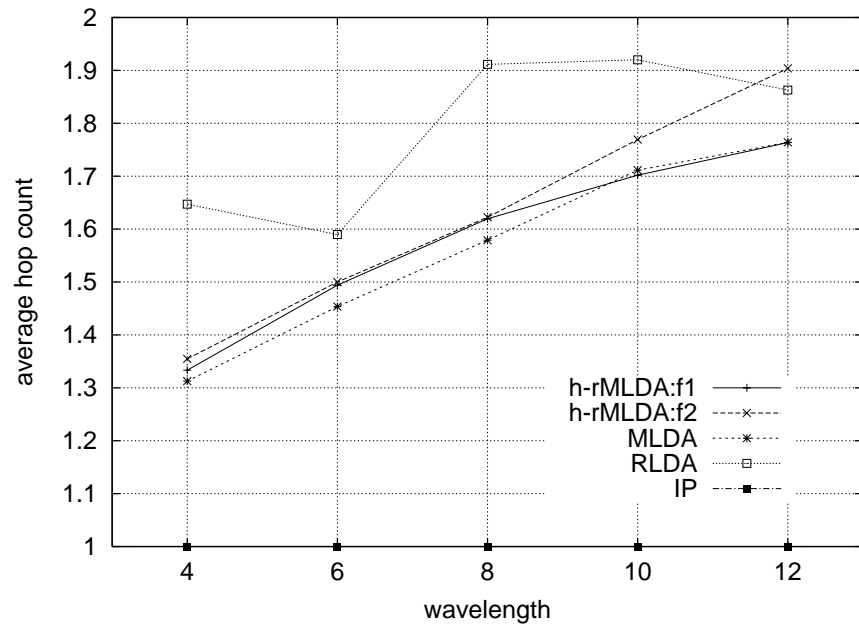


図 13: h-rMLDA によるライトパスの平均ホップ数：ノードの論理次数 8

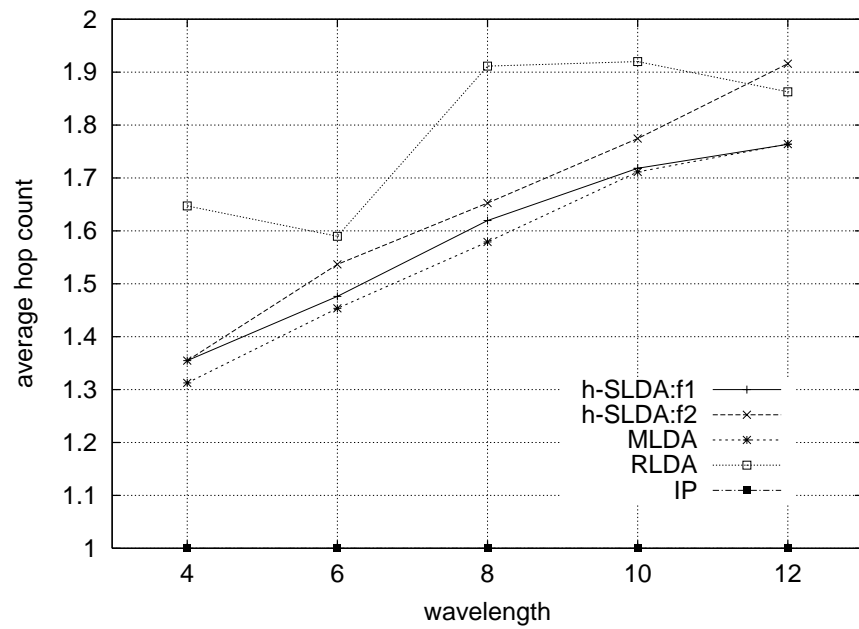


図 14: h-SLDA によるライトパスの平均ホップ数：ノードの論理次数 8

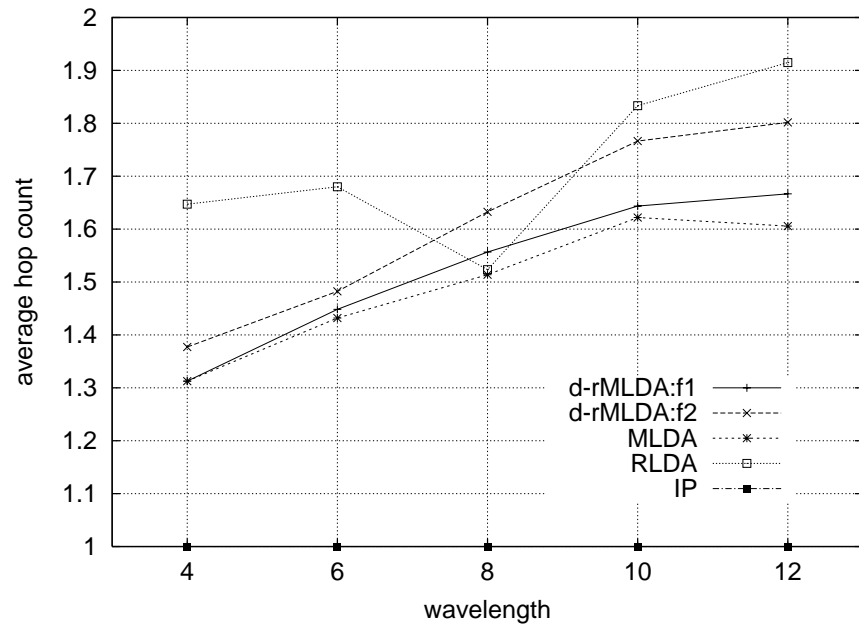


図 15: d-rMLDA によるライトパスの平均ホップ数：ノードの論理次数 10

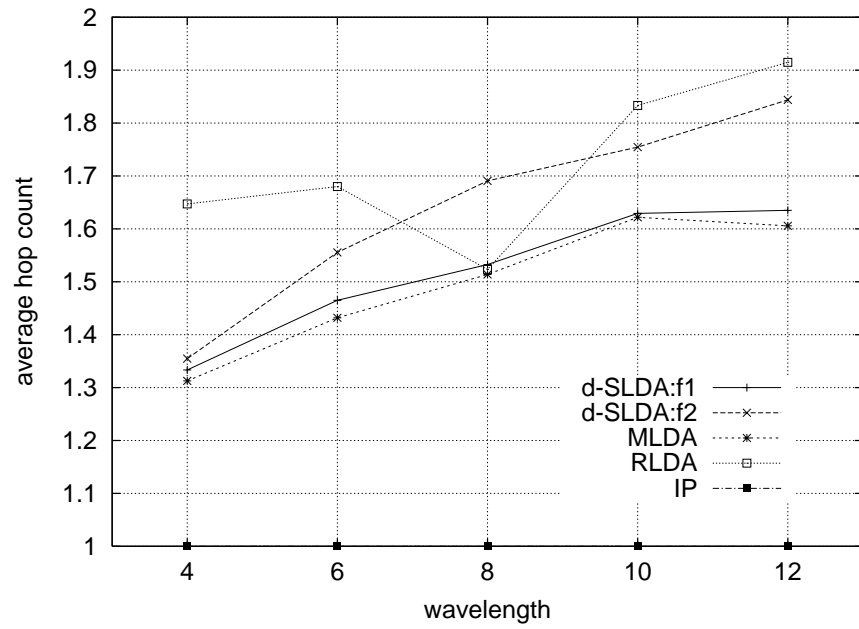


図 16: d-SLDA によるライトパスの平均ホップ数：ノードの論理次数 10

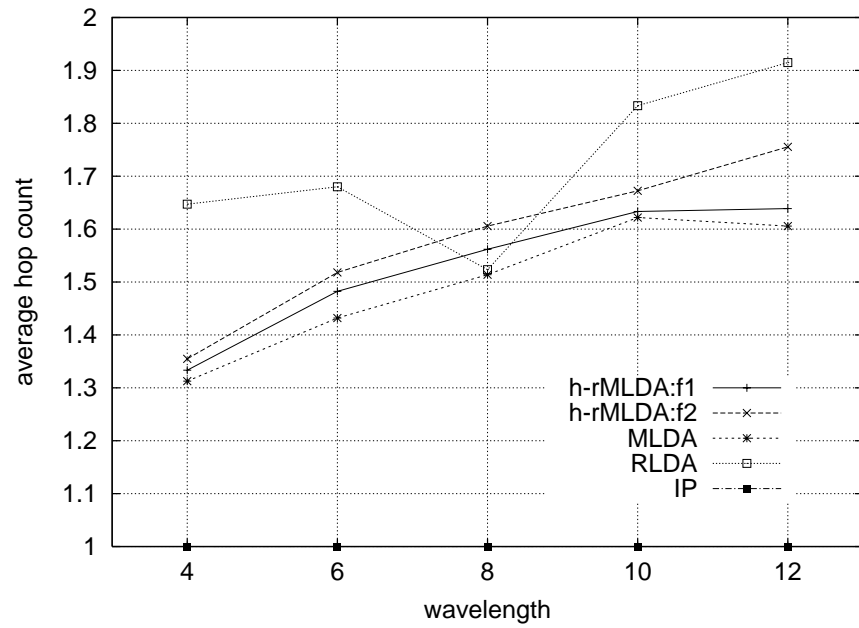


図 17: h-rMLDA によるライトパスの平均ホップ数：ノードの論理次数 10

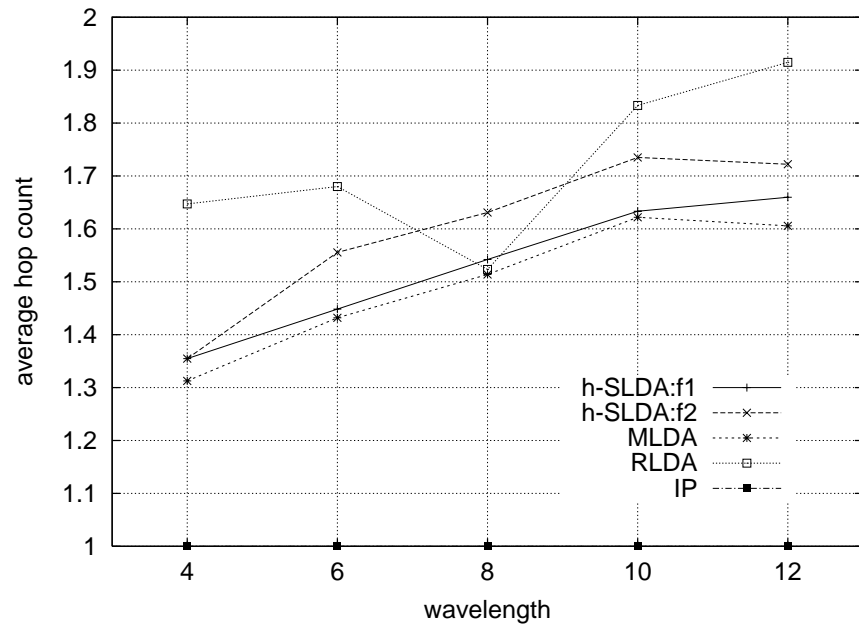


図 18: h-SLDA によるライトパスの平均ホップ数：ノードの論理次数 10

3.3.5 ライトパスの最大伝播遅延時間による比較

前節では、ライトパスを構成する平均物理ホップ数 \bar{V}_l に対する比較を行い、その結果、最短経路のコストとして伝播遅延時間を用い、優先度関数として f_2 を適用することによってライトパス長の平均 \bar{V}_l は長くなることが明らかになった。しかし、ネットワーク上のライトパスが全体的に長くなったとしても、伝播遅延時間が大きいライトパスは IP に対して効果的とは言えない。そこで本節では、ライトパスの最大遅延時間 $\max_{i,j} V_{d,ij}$ に対して比較を行う。

ノードの論理次数を 8 とした場合の結果を図 19、20、21、22 に示す。ここで、図 19、20 に注目すると、本来は最大伝播遅延時間 $\max_{i,j} V_{d,ij}$ が非常に大きくなると考えられる d-SLDA (図 20) は d-rMLDA (図 19) とほぼ同等の遅延時間を示している。一方で図 21、22 に着目すると、物理トポロジー上の最短経路のコストをホップ数とし、優先度を f_2 とした設計手法では伝播遅延時間の大きいライトパスが存在することが確認できる。このことから、ライトパスの最大伝播遅延時間 $\max_{i,j} V_{d,ij}$ は余った波長に積極的に長いライトパスを設定することによって発生するのではなく、優先度関数に従って、ホップ数をコストとした最短経路をライトパスに設定したときに現れるライトパスに左右されることがわかる。この傾向は論理次数 $d_{max} = 10$ 、 $d_{max} = 12$ の場合でも同様である。

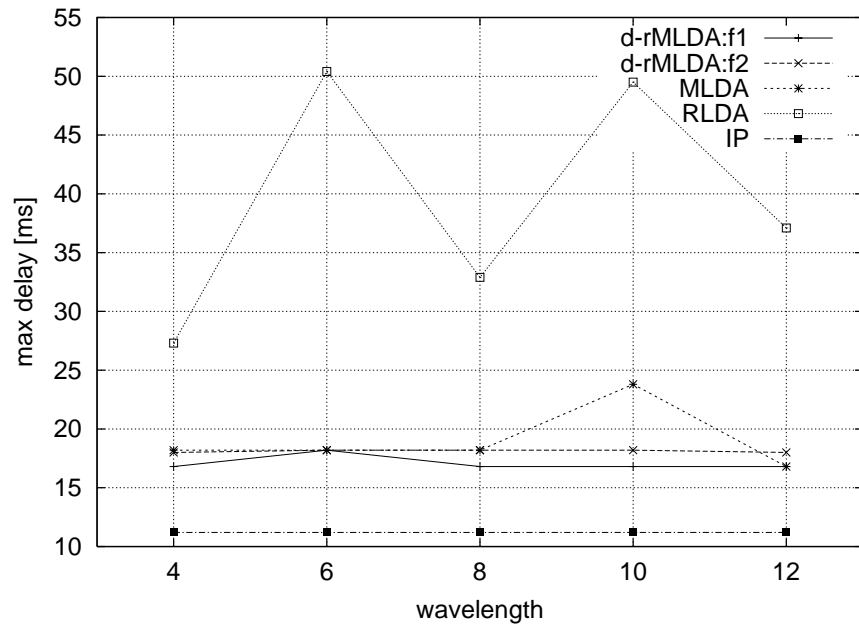


図 19: d-rMLDA によるライトパスの最大伝播遅延時間：ノードの論理次数 8

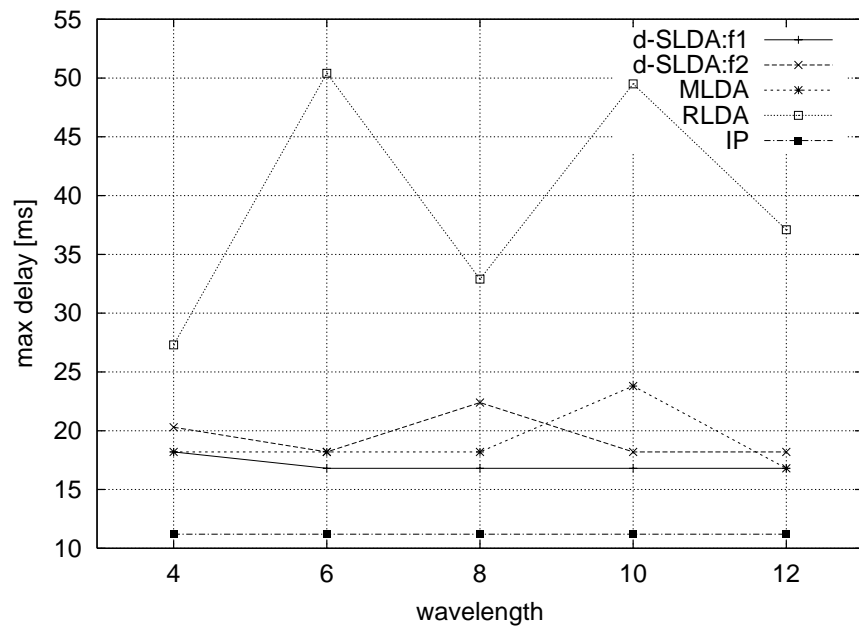


図 20: d-SLDA によるライトパスの最大伝播遅延時間：ノードの論理次数 8

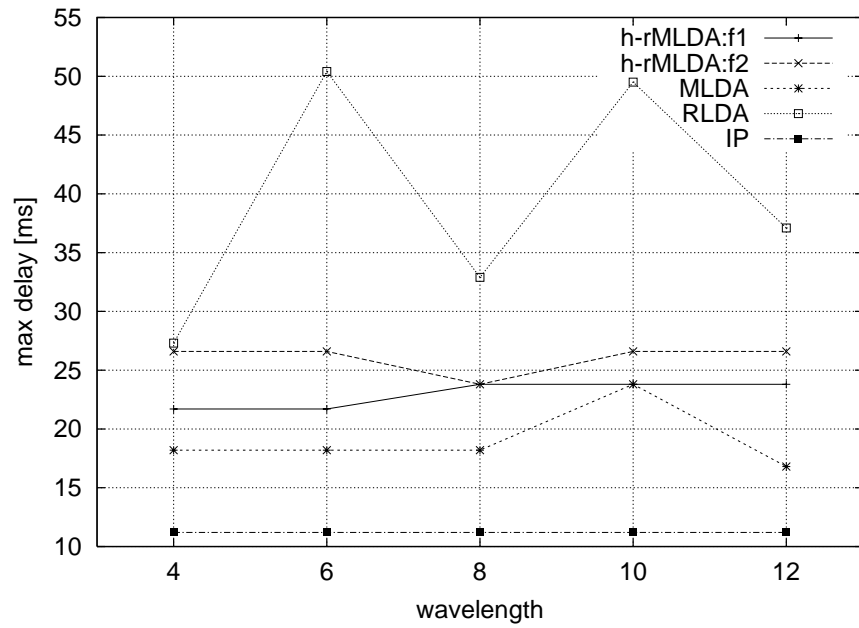


図 21: h-rMLDA によるライトパスの最大伝播遅延時間：ノードの論理次数 8

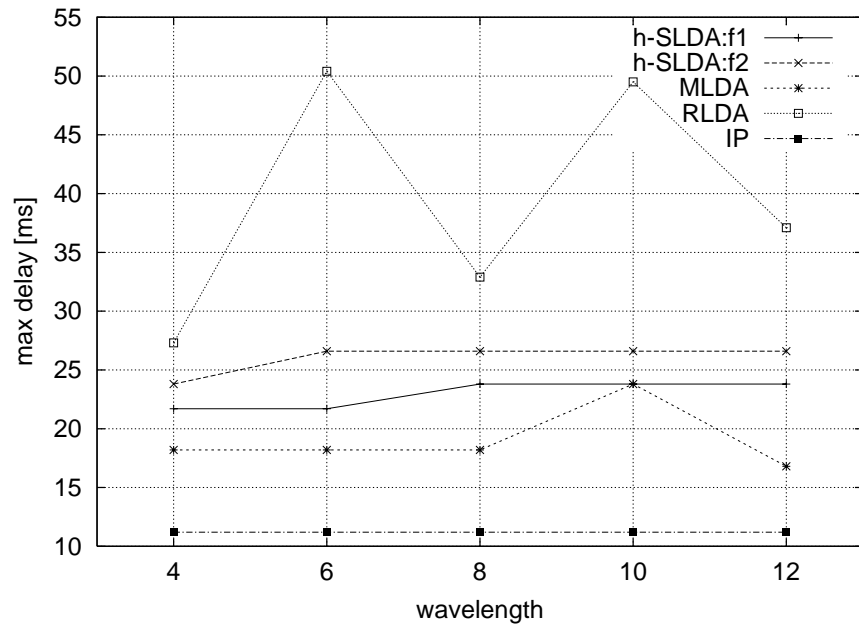


図 22: h-SLDA によるライトパスの最大伝播遅延時間：ノードの論理次数 8

3.3.6 IP レベルのフロー振動に対する耐性

最後に、論理トポロジー上で IP フローの振動が発生する可能性について検証する。IP フローの振動は、同一ノードペア間に伝播遅延時間の接近した複数の経路が存在する場合に起こりうる。ネットワークの各ノードでの遅延時間は動的に変動するため、特に最短経路と次に短い経路の遅延時間が接近していると、IP フローはネットワークの僅かな変動にも敏感に反応して経路を変更してしまう恐れがある。逆に最短経路と次に短い経路の伝播遅延時間が大きく離れていると、トラヒックの変動に対しても経路は安定する可能性が高い。すなわち、振動に対する耐性が高いと言える。そこで本報告では、論理トポロジーにおいて、各ノード間の最短経路と次に最短となる経路の遅延時間の関係を検証する。ここでは、簡単のため先に述べた 2 つの経路、つまり最短経路を第 1 最短経路、次に短い経路を第 2 最短経路とし、各設計手法において第 2 最短経路の伝播遅延時間 $V_{d,ij}^2$ と第 1 最短経路の伝播遅延時間 $V_{d,ij}^1$ との比を検証する。以下、この比率を 2nd/1st 比と呼ぶことにする。以下に示す図は順に、各設計手法での 2nd/1st 比の平均値 (図 23、24、25、26) である。ここで、結果としてまず注目すべき点として、図 23、24、25、26 のすべての場合において、MLDA が他の設計手法と比較して 2nd/1st 比が低いことが挙げられる。これは MLDA が IP フローの振動が起きやす論理トポロジーを構築しているということを意味する。そこで、IP フローに対して振動に強いネットワーク設計を実現したい場合には図 23、24 より物理トポロジー上での最短経路のコストとして伝播遅延時間を用いるとよいことがわかる。一方、図 25、26 より物理トポロジー上での最短経路のコストとしてホップ数を用いると、振動が起りやすいことがわかる。

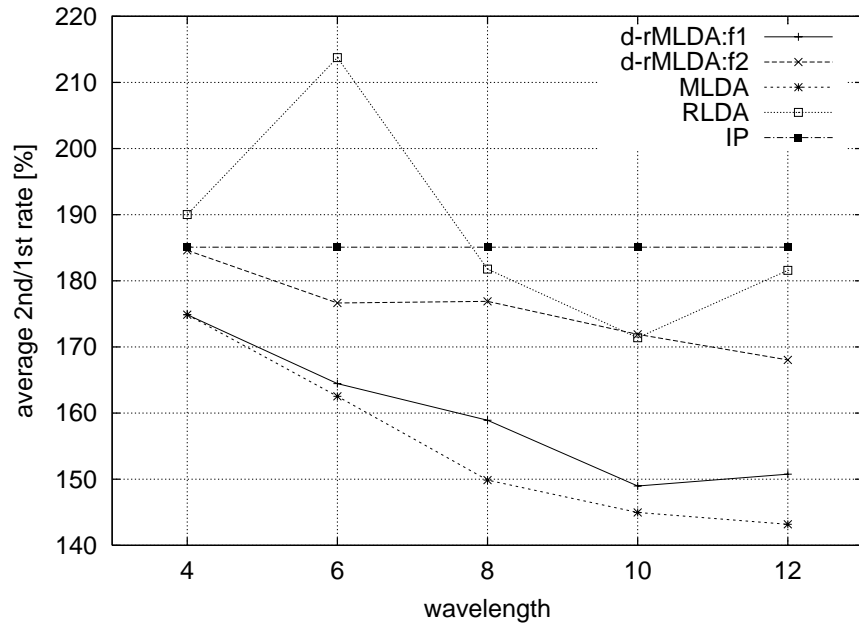


図 23: d-rMLDA における第 2 経路/第 1 経路の長さ比率の平均値：ノードの論理次数 8

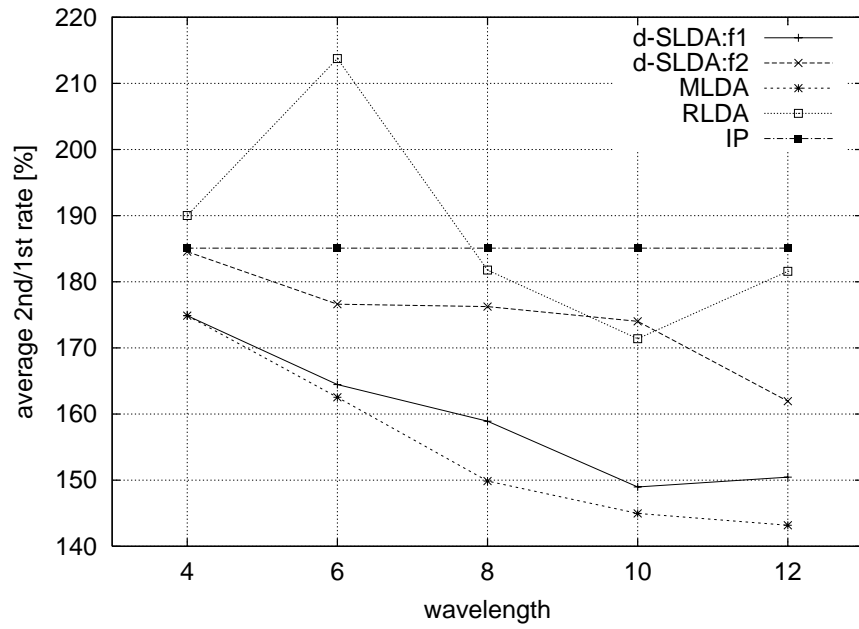


図 24: d-SLDA における第 2 経路/第 1 経路の長さ比率の平均値：ノードの論理次数 8

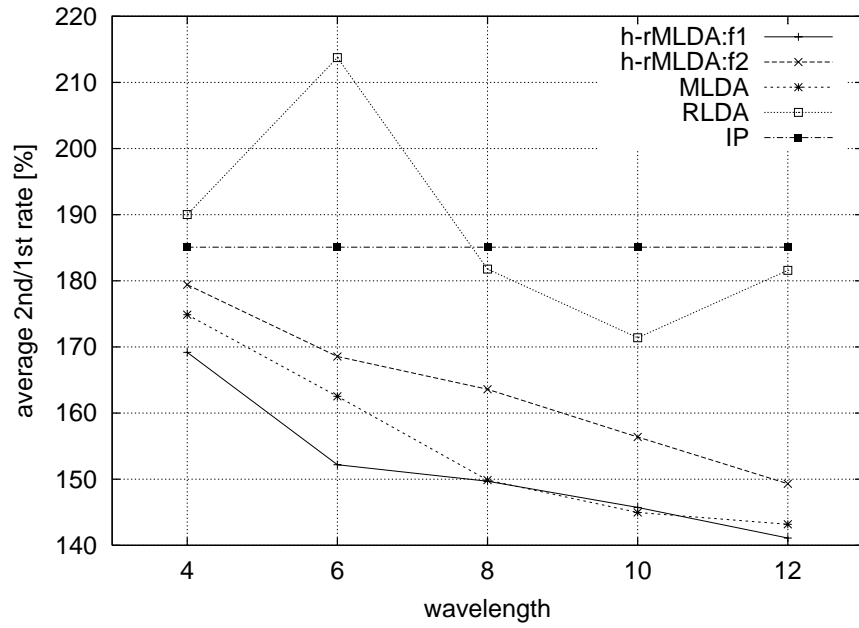


図 25: h-rMLDA における第 2 経路/第 1 経路の長さ比率の平均値：ノードの論理次数 8

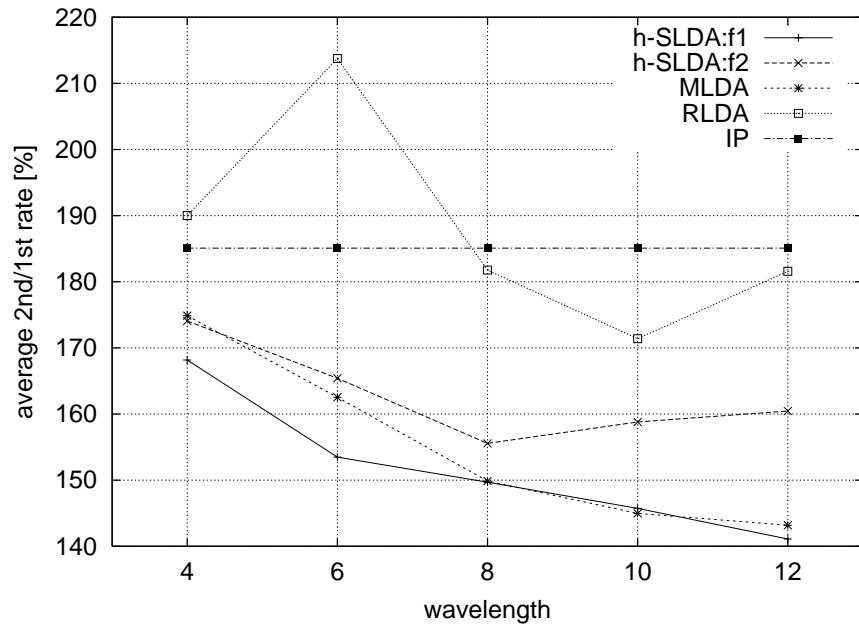


図 26: h-SLDA における第 2 経路/第 1 経路の長さ比率の平均値：ノードの論理次数 8

4 IP over WDMにおける論理トポロジーへのフロー割当法の提案と評価

4.1 フロー割当問題における目的関数の設定

IP over WDM ネットワークではパケットの経路は IP によって制御されるため、論理トポロジーのみを評価するだけでは不十分であり、論理トポロジー上に流れる IP トラフィックの状況を把握することによって論理トポロジーを評価する必要がある。従来の研究では、論理トポロジー上に各ノード間のトラフィックを割当てる際には、各ノード間のトラフィック量で重み付けした遅延時間の平均の最小化 (文献 [3])、もしくはネットワークのスループットの最大化 (文献 [4]) を目的としてきた。しかし、本来 IP は各フローの遅延時間を最小化するような経路を選択するため、必ずしも重み付け平均遅延時間を最小化したり、ネットワークのスループットを最大化するような経路を選択するとは限らない。また、従来の割当方法においてはノード間の遅延時間の最大と最小の差が大きくなりやすいという問題もある。

そこで本報告では、トラフィック量による重み付けを行わず、各フローの遅延時間の平均を最小化することを目標としたフロー割当を行う。

4.2 フロー割当手法の提案

フロー割当問題は組合せ最適化問題として定式化でき、組み合わせ最適化問題を解くために、近年、遺伝的アルゴリズム (genetic algorithm)、焼なまし法 (simulated annealing) や、タブー検索法などのメタ戦略と呼ばれる効率的な近似解法が提案されている。ネットワークのフロー割当問題への適用を考えた場合、その解法として焼なまし法などが挙げられる。しかし、これらのメタ戦略ではそれぞれのフローに割当てられる経路は 1 つになる。一方 IP では、そのフローはトラフィック状況によって常に変動する最短経路を選択している。本報告では、フローが複数本の経路を使用することを前提としたフロー割当を考える。ただし、このような経路は 2 本までとし、そのためメタ戦略としてフロー偏差 (flow deviation) 法を用いる。フロー分岐 (bifurcation) を考慮することによって、ネットワーク内での IP フローの

表 3: メタ戦略の利点、欠点

利点	<ul style="list-style-type: none"> ・ 局所解を抜け、大域的最適解を目指す。 ・ 確率論にもとづく最適化、処理時間等の解析可能 ・ 単純アルゴリズム、汎用的
欠点	<ul style="list-style-type: none"> ・ 処理時間が膨大。 ・ 解の再現性が無い。 ・ 現在発展段階のアルゴリズムが多い。

振動を制御することにもなる。IP フローの振動は、動的に変動するトラヒック状況によって経路を動的に選択する IP の経路制御特有の問題であり、その結果、目的地までの複数の経路の伝播遅延時間が非常に接近している場合には、短かい時間に IP フローがその複数の経路を次々と選択することになる。

本報告で用いるフロー偏差法は、各フローに複数本の経路を設定し、各経路にフローを割当てる割合を調節することによって最適なフロー割当を得る手法である。本報告では簡単化のため、各フローには最大 2 本までの経路を許可し、1 本を第 1 経路、他方を第 2 経路と呼ぶことにする。ただし、本報告のようにフロー分岐を考慮した場合、複数本の経路の内、フローが微量しか流れないような経路は非常に遠回りな経路になっている可能性が高くなり、フロー間の公平性という観点からは問題となりうる。すなわち、従来のフローサイズによって重み付けした遅延時間では、ホップ数は大きいトラヒック量は小さいノードペアの影響はほとんど受けず、そのため非常に小さいフローは他の大きいフローの邪魔にならないように非常遠まわりな迂回経路を割当てられてしまうことが考えられる。結果としてネットワークの最大伝播遅延時間が最小伝播遅延時間と比較して極端に大きくなってしまふ可能性がある。このような結果は、ネットワークの各フロー間の公平性を達成する上で考慮すべき点であり、本報告ではこの問題を回避するために、第 2 経路のホップ数を主経路のホップ数の α 倍以下とする。基本的には、第 1 経路と第 2 経路にフローが少量ずつ割り当てられる場合は積極的にすべてのフローを第 2 経路に移すという考え方である。詳しいアルゴリズムを以下に示す。

準備: 各フロー f_{ij} の第 2 経路へのフロー割当率を示す迂回率 $B = b_{ij}$ を作成する。また、チェックテーブル $T = t_{ij} = 0$ を用意する。

step 1: 各ノードでの遅延時間を 0 とした上で、各ノード間の伝播遅延時間をコストとする最短経路をそのノード間のフローの第 1 経路に設定する。

step 2: 各ノード間のフローの迂回率を 0% にする。

step 3: チェックテーブルをすべて 0 にする。

step 4: 各ノード間のフローの第 2 経路を決定する。具体的には、同一のノードを複数回通らないという条件のもと、出発ノードから目的ノードに辿りつく全ての経路の中からランダムに 1 本選択する。ただし、第 2 経路のホップ数は、第 1 経路のホップ数の α 倍以内となるようにする。

step 5: ランダムに選択したノードペアを (i_{rand}, j_{rand}) とし、そのフローを $f_{i_{rand}, j_{rand}}$ とする。

step 6: 選択したフローの迂回率 $b_{i_{rand}, j_{rand}}$ を 1% 上げ、その段階でのフロー割当におけるネットワークの各ノードでの遅延時間を計算した上で、ネットワークの平均遅延時間を求める。ただし、平均遅延時間はトラヒック量で重み付けを行わないものとする。

step 7: 選択したフローの迂回率を 1% 上げる前に比べて平均遅延時間が小さくなる場合、チェックテーブルをすべて 0 にする。平均遅延時間が劣化していた場合、迂回率 $b_{i_{rand}, j_{rand}}$ を元に戻し、対応するチェックテーブル $t_{i_{rand}, j_{rand}} = 1$ とする。

step 8: 全てのチェックテーブルが 1 になるまで step 5 に戻る。

step 9: 求めた平均遅延時間がその時点での最適値ならば、その時点での第 2 経路、迂回率のデータを保存する。

step 10: step 2 に戻る。収束条件を満たすまで step 2 ~ step 10 を繰り返す。

4.3 フロー割当による論理トポロジーの評価

本節では、前節で提案した第2経路のホップ数に制限を設けた上で行うフロー偏差アルゴリズムによってフロー割当を行ない、その結果より各論理トポロジーの評価を行う。そのため以下の記号 del_{ij} を導入する。

- del_{ij} : ノード ij 間の割当られた経路の遅延時間。これは、経路を構成するライトパスの伝播遅延時間とライトパスを中継するノードでの遅延時間の和である。

まず最初に各々の設計手法を、フロー偏差法の基準指標であるノード間の遅延時間の平均 $\overline{del_{ij}}$ で評価する。図 27、図 28 は、それぞれ $(\alpha, degree, \beta) = (3.0, 8, 1)$ 、 $(\alpha, degree, \beta) = (3.0, 8, 10)$ とした時の結果である。

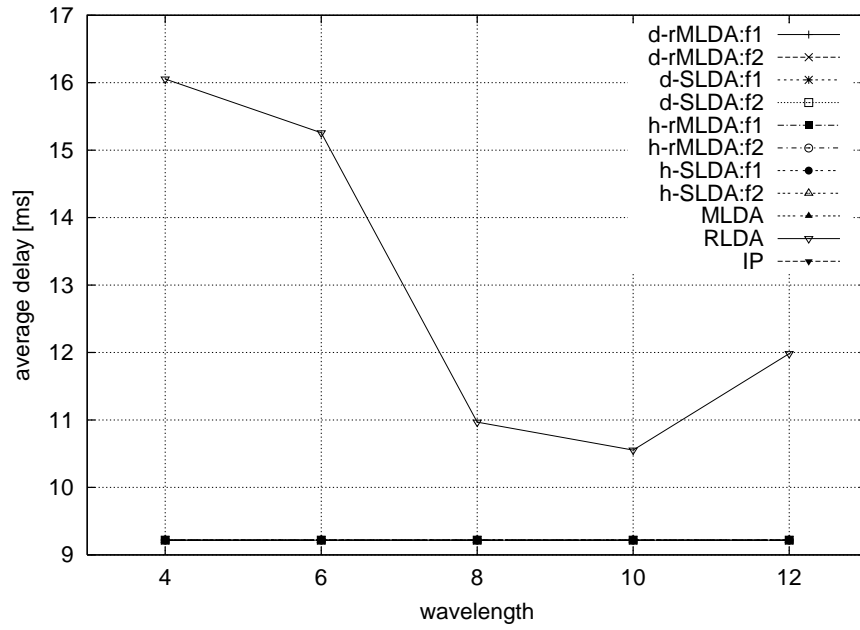


図 27: ノード間の遅延時間の平均 : $(\alpha, degree, \beta) = (3.0, 8, 1)$

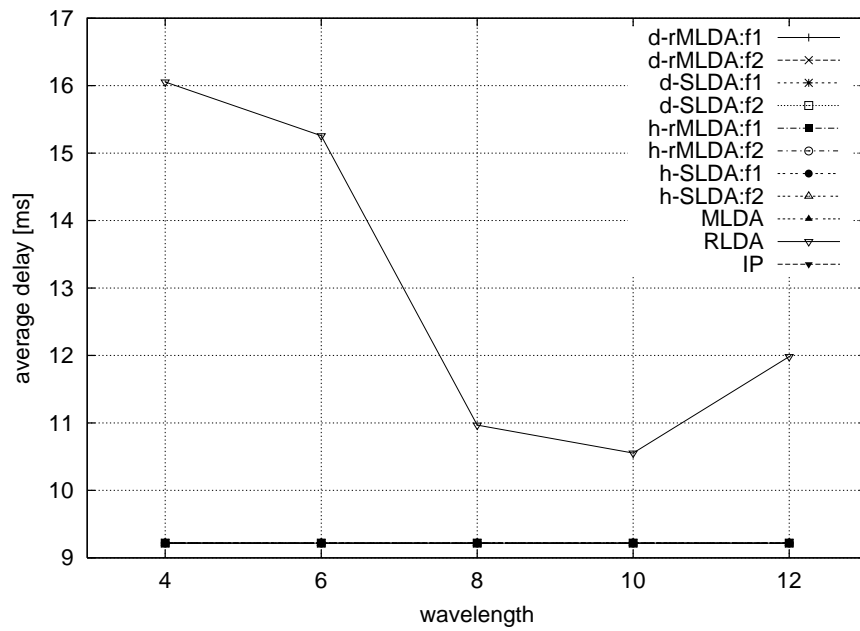


図 28: ノード間の遅延時間の平均 : $(\alpha, degree, \beta) = (3.0, 8, 10)$

表 4: ノード間の遅延時間の平均 : $(\alpha, degree, \beta) = (5.0, 16, 40)$

波長数	4	6	8	10	12
d-rMLDA: f_1	発散	12.709	12.064	9.219	9.219
d-rMLDA: f_2	発散	発散	発散	発散	発散
d-SLDA: f_1	発散	12.924	12.497	10.869	9.219
d-SLDA: f_2	発散	発散	発散	発散	発散
h-rMLDA: f_1	発散	発散	発散	発散	発散
h-rMLDA: f_2	発散	発散	発散	発散	発散
h-SLDA: f_1	発散	発散	発散	発散	発散
h-SLDA: f_2	発散	発散	発散	発散	発散
MLDA	発散	13.759	10.978	9.232	9.232
RLDA	発散	発散	発散	発散	発散
IP	発散	発散	発散	発散	発散

これら 2 つの図から、本報告で提案した手法のすべてが、ノード間の遅延時間の平均 $\overline{del_{ij}}$ を指標とした場合、については MLDA とほぼ同等の性能を示していることがわかる。ただし、これはネットワーク上に流れるトラフィック量が適度な場合のみに限られる。表 4 は、各設計手法による論理トポロジー上に $(\alpha, degree, \beta) = (5.0, 16, 40)$ の状態でフロー割当を行った時の $\overline{del_{ij}}$ の結果であるが、設計手法によって値が発散してしまうことが確認できる。ただし、ここで言う発散とは、与えたトラフィック量が収容できないことを意味する。この結果より優先度関数 f_1 とした場合の d-rMLDA と d-SLDA、および MLDA が他の設計方法よりも大きなトラフィック量が収容可能であることがわかる。これは、優先度関数にトラフィック量を考慮することによって、ノードにおけるパケット処理量を減らすことができた結果である。また、物理トポロジー上の最短経路のコストを伝播遅延時間に設定しているため、フロー割当の結果と IP の経路選択による経路がうまく一致しているためである。また、d-rMLDA、及び d-SLDA は遅延時間 $\overline{del_{ij}}$ に関しても MLDA とほぼ同等の結果を示している。また、

表 5: 最大ホップ数 : $(\alpha, degree, \beta) = (4.0, 16, 40)$

波長数	4	6	8	10	12
d-rMLDA:f1	7	13	13	12	7
d-SLDA:f1	13	5	5	4	13
MLDA	9	13	12	13	10

表 6: 最大ホップ数 : $(\alpha, degree, \beta) = (2.0, 8, 30)$

波長数	4	6	8	10	12
d-rMLDA:f1	8	8	6	6	5
d-SLDA:f1	8	5	5	4	6
MLDA	10	10	5	4	8

ノード間の遅延時間の平均を評価値とした場合においても、ほぼ MLDA と同等の結果が得られている。

次にこれら 3 つの設計手法について、フローおのこの与えられた経路の最大ホップ数を調べた結果を表 5、6 に示す。ただし、表 5 では、 $(\alpha, degree, \beta) = (4.0, 16, 40)$ 、表 6 では、 $(\alpha, degree, \beta) = (2.0, 8, 30)$ とした。これらの結果より、多少ではあるが提案方式では従来の MLDA と比較して、最大ホップ数を低く抑えていることがわかる。これは、優先度関数を f_1 とすることによって、ホップ数も考慮にいれたライトパスの設定が行えているためである。ただし、常に提案手法の方が MLDA よりも最大ホップ数を小さく抑えているとは言えない場合もある。

そこで次に $(\alpha, degree, \beta) = (4.0, 8, 40)$ とした場合に、これら 3 つの設計手法における割当てされたフローの平均ホップ数を図 29 に示す。

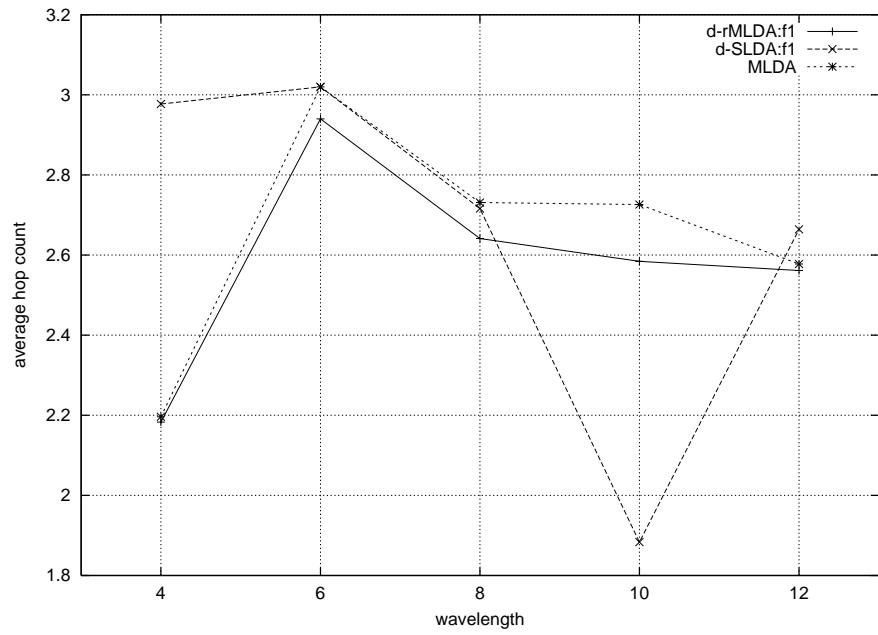


図 29: ノード間のフローの平均ホップ数 : $(\alpha, degree, \beta) = (4.0, 16, 30)$

結果より提案手法が MLDA と比較して平均ホップ数を抑えていることがわかる。また、提案手法はトラフィック量の大きいネットワークほど MLDA と比較して平均ホップ数が小さく抑えられてる。

以上のことから平均伝播遅延時間 ($\overline{del_{ij}}$) については、提案手法と MLDA はほぼ同様の性能を示すことが明らかになった。さらにトラフィック量が比較的大きいネットワークにおいては、提案手法のうち優先度関数を f_1 とした d-rMLDA および d-SLDA が MLDA と比較して、ノード間のホップ数を低く抑えられることが示された。これはノードの電気ルータによる遅延を低く抑えられていることを意味している。

5 おわりに

本報告は、ホップ数を低く抑えることで、IP ルータにおける電気処理による遅延を回避するための、ヒューリスティックな論理トポロジー設計アルゴリズムを提案した。また、フロー割当問題の解決法の一つであるフロー偏差アルゴリズムを改良し、ホップ数を低く抑えながらフロー割当を行う方法を提案した。これによって本報告ではルータでの処理遅延がボトルネックとなる光ネットワークにおいて、提案手法の有効性を示した。また、IP トラヒックの振動は第 2 経路と関係があり、その結果、IP の経路の振動とルータに対するパケット処理量はトレードオフ関係にあることを明らかにした。また、IP フロー振動自身も今回は多少の考察を行ったに過ぎず、より詳細な研究を行う必要があると考えられる。

今後は、よりノード数の多いネットワークなどにも適用した研究を行う必要がある。例えば、日本の基幹ネットワークへの適用などが考えられる。

謝辞

本報告を終えるにあたり、村田正幸教授より御指導、御教授頂いたことに心より感謝致します。本報告を行うにあたって、大阪大学大学院基礎工学研究科の宮原秀夫教授、大阪府立看護大学医療技術短期大学部の菅野正嗣助教授、大阪大学大型計算機センターの馬場健一助教授、大阪大学大学院基礎工学研究科の若宮直紀講師、大阪大学情報処理教育センターの大崎博之助手大阪大学大学院経済学研究科の長谷川剛助手からも御指導及び御助言を戴き深く感謝の意を申し上げます。また、本報告において大阪大学基礎工学研究科宮原研究室の荒川伸一氏には日頃から熱心な御指導を授かり心からお礼を申し上げます。さらに本報告を行うにあたって御助言及び御協力頂いた方全員に深く感謝致します。

最後になりましたが、御協力頂いた大阪大学基礎工学部情報科学科村田研究室の皆様にも心より感謝致します。

参考文献

- [1] J.-M. M.Veeraraghavan, “Protocols and architectures for IP optical networking,” *Bell Labs Technical Journal*, pp. 105–124, March 1999.
- [2] “Juniper networks, inc.,” <http://www.Juniper.net/>.
- [3] R.Ramaswami and K. N. Sivarajan, “Design of logical topologies for wavelength-routed all-optical networks,” *IEEE INFOCOM’95*, pp. 1316–1325, April 1995.
- [4] S. Biswanath Mukherjee, Dhritiman Banerjee and A. Mukherjee, “Some principles for designing a wide-area WDM optical network,” *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 4, pp. 684–695, october 1996.
- [5] 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.
- [6] R. M. Krishnaswamy and K. N. Sivarajan, “Desgin of logical topologies: a linear formulation for wavelength routed optical networks with no wavelength changers,” *IEEE INFOCOM’98*, pp. 919–927, 1998.
- [7] R. Ramaswami and K. N. Sivarajan, “Routing and wavelength assignment in all-optical networks,” *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 3, pp. 489–500, October 1995.