

## WDM リングネットワークのノード構成問題の展開

磯 貝 愛<sup>†1</sup>      船 曳 信 生<sup>†1</sup>      中 西 透<sup>†1</sup>

近年、ネットワークの高速化のために、波長の異なる複数の光信号を1つの光ファイバ上で多重化することで大容量通信を実現する、波長分割多重 (Wavelength-Division Multiplexing; WDM) 技術が注目されている。本グループでは、この WDM 技術をベースとした次世代 MAN 向けのリングネットワークである HORNET に着目し、その通信性能の向上を目的として、ノード毎の送受信器追加割当と受信波長割当を行うノード構成問題とそのアルゴリズムの研究を進めている。本論文では、まず、ノード構成問題の判定問題の NP 完全性を、既存の NP 完全問題であるビンパッキング問題からの帰着により証明する。また、提案しているノード構成アルゴリズムに基づき、スループットを極大とする追加送受信器数の推定法を提案する。

### Developments of the Node Configuration Problem for WDM Ring Networks

MEGUMI ISOGAI,<sup>†1</sup> NOBUO FUNABIKI<sup>†1</sup>  
and TORU NAKANISHI<sup>†1</sup>

Recently, the Wavelength-Division Multiplexing (WDM) technology has attracted great interests as a key technology of realizing high-speed communications by multiplexing multiple optical signals using different wavelengths into a single fiber. As a WDM-based ring network for the next generation platform of metropolitan area networks, we have studied the optimal design of HORNET (Hybrid Optoelectronic Ring NETwork) for the performance improvement, where we have defined the *node configuration problem* of assigning additional transmitters and receivers to each node under their total limits and of assigning a wavelength to each receiver, and presented its heuristic algorithm. In this paper, we prove the NP-completeness of the decision version of this problem through reduction from the NP-complete bin packing problem. In addition, based on the node configuration algorithm, we propose the method of estimating the least number of effective additional transmitters/receivers to maximize the throughput for a given traffic.

### 1. はじめに

近年、ネットワークの高速化のために、波長の異なる複数の光信号を1つの光ファイバ上で多重化することで大容量通信を実現する、波長分割多重 (WDM:Wavelength Division Multiplexing) 技術に関する研究が盛んに行われている。WDM 技術は、高速大容量通信を必要とするバックボーンネットワーク (Wide Area Network; WAN) での利用に加え、LAN(Local Area Network) と WAN 間の通信帯域差によって生じる、Metrogap と呼ばれるボトルネック問題に対する解決策として、MAN(Metropolitan Area Network) での利用が期待されている。

この WDM 技術をベースとした MAN の次世代プラットフォームとして、HORNET(Hybrid Optoelectronic NETwork) が提案されている<sup>2)</sup>。図 1 に、その概要を示す。本ネットワークは、2本の光ファイバでノード間をリング状に接続し、リング A は時計回りの方向、リング B は反時計回りの方向にデータを送信する。HORNET では、この二重リング構造により、一方向送信リングによるノード間最短経路の選択を可能とすると共に、ノードやリンクの故障に強い構成となっている。

各ノードには、リング毎に通信時に利用可能な波長の中から高速に1つの送信波長を選択できる1つの送信器と、通常は受信波長が固定されている1つの受信器が備えられている。この受信器の波長は、オフラインにて変更が可能である。本ネットワークでは、データ送信時に、送信ノードから受信ノードまでの最短経路(リング)を選択し、その経路に、受信ノードの1つの受信器の受信波長を割り当てることで、コネクションが確立される。これは光パスと呼ばれている。

本ネットワークは、異なるコネクションが互いに衝突しなければ、同一波長を利用できる性質、すなわち、波長再利用といった性質を有している。そのため、トラヒックがノード間で均一な場合には、各ノードの受信器に、周期的に同じ受信波長を繰り返し割り当てることで、各ノードにおける波長毎の消費帯域を等分することができる。しかし、ノード間のトラヒックが不均一な場合には、リンク(伝送路)上でボトルネックとなっている帯域が最小化するように、トラヒックの分布に応じて、最適な受信波長を割り当てることが重要である。すなわち、各受信器の受信波長がオンラインでは固定されていることから、トラヒック量の

<sup>†1</sup> 岡山大学大学院 自然科学研究科

Graduate School of Natural Science and Technology, Okayama University

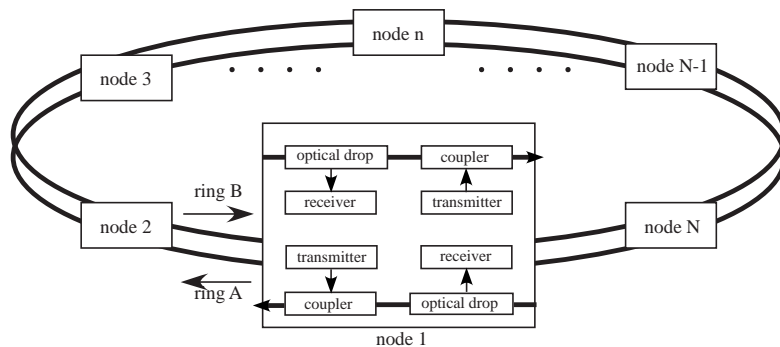


図1 HORNETの概要

多い光パス間の衝突が小さくなるように、受信波長をオフラインで最適に割り当てておくことで、通信性能の向上が期待できる。

本ネットワークではまた、各ノードに送信器と受信器をリング毎に、それぞれ一つずつしか持たないために、利用可能な波長数が多い場合には、リンク（伝送路）上のリソースに余裕があるにもかかわらず、ノードでの送受信能力が不足し、要求トラヒックに対するスループットが十分に得られないといった状況が生じる。そのため、各ノードのトラヒックに応じた送受信器の追加配置が必要となる。以上より、本ネットワークの通信性能を向上させるためには、各ノードを構成する送受信器数、および、各受信器への割当波長の最適化が重要となる。

そのため、本研究グループでは、ノード間トラヒックが不均一な状況において、本ネットワークの通信性能の向上を目的として、各ノードへの送信器/受信器の追加割当を行った後、各受信器への受信波長の割当を行うノード構成問題を組合せ最適化問題として定式化し、本問題に対して2段階から構成されるヒューリスティックアルゴリズムを提案している<sup>6)-8)</sup>。シミュレーションによる評価により、本ノード構成アルゴリズムが、本ネットワークの通信性能向上に有効であることを確認している。

本論文では、まず、ノード構成問題の判定問題を定義した上で、そのNP完全性を、NP完全問題であることが知られているビンパッキング問題からの帰着により証明する。これにより、これまで提案してきたヒューリスティック手法をベースとしたアルゴリズムの必要性を示す。次に、本ネットワークを効率的に構築するために、提案しているノード構成アルゴリズムに基づいた、スループットを極大とする有効追加送受信器数の推定法を提案し、その

有効性について示す。

まず、2章および3章で、従来提案している、WDM リングネットワークのノード構成問題の定義とそのヒューリスティックアルゴリズムを示す。4章で、本問題のNP完全性を証明する。5章で、有効追加送受信器数の推定法を提案し、その有効性を示す。最後に、6章で、本論文のまとめと今後の課題を述べる。

## 2. ノード構成問題

本論文で対象とするWDM リングネットワークは、 $N$  個のノードと  $W$  個の波長が利用可能な2本の光ファイバリンクで構成される。そのノード間の通信要求（トラヒック）は、 $N \times N$  のトラヒック行列  $T$  で与えられる。トラヒック行列  $T$  の要素  $t_{ij}$  ( $i = 1, \dots, N, j = 1, \dots, N$ ) は、送信ノードをノード  $i$ 、受信ノードをノード  $j$  とする通信要求の到着率を表している。本ネットワークの通信性能の向上には、トラヒックが集中することで、ネットワーク全体の通信性能のボトルネックとなる、ネットワークの一部分（波長、区間）での通信帯域（ボトルネック帯域）を平準化することが重要である。ボトルネック帯域は、送信器/受信器毎のボトルネック帯域と、波長毎のボトルネック帯域に分けられる。以下にそれぞれのボトルネック帯域を表す評価関数について示す。

### 2.1 送信器/受信器毎のボトルネック帯域

送信器/受信器毎ボトルネック帯域は、各ノードでの送信器/受信器あたりの必要帯域の最大値である。これは、一つの送信器または受信器に、多くのトラヒックが集中していることを表す。本ボトルネック帯域を表す評価関数では、まず、すべての光パスは、できる限り他の通信要求と衝突せず、同時に伝送遅延が最小となるように、ノード間の距離が最短となる方向のリングを選択することとしている。また、2ノード間のトラヒックは、その送信ノードの送信器間で均等に送信されること、および、その受信ノードの受信器間で均等に受信されることと仮定している。これより、各リングにおける送信器/受信器ボトルネック帯域は、以下のように表される。

送信器/受信器毎ボトルネック帯域

$$E_{node}^{A(B)} = \max_{i=1 \sim N} \left[ \frac{\sum_{j=1}^N t_{ij}^{A(B)}}{1+x_i^{A(B)}} \right] + \max_{j=1 \sim N} \left[ \frac{\sum_{i=1}^N t_{ij}^{A(B)}}{1+y_j^{A(B)}} \right]. \quad (1)$$

ここで、 $x_i^A(x_i^B)$  は、リング A(リング B) のノード  $i$  の追加送信器数、 $y_j^A(y_j^B)$  はリング A(リング B) のノード  $j$  の追加受信器数を表す。

## 2.2 波長毎ボトルネック帯域

次に、波長毎ボトルネック帯域は、トラヒック量が最大となる1波長の隣接ノード間のトラヒック量である。HORNETでは、全波長・全区間で同一の帯域を有することから、各波長に割り当てられたトラヒックに対する必要帯域を求め、その中で最大となる波長のトラヒック量を最小化することが、通信性能の向上に有効である。このトラヒック量は、受信ノードの各受信器に割り当てられた波長間で均等に送信されると仮定することで、各リングにおける波長毎ボトルネック帯域は以下のように表される。

波長毎ボトルネック帯域

$$E_{link}^{A(B)} = \max_{k=1 \sim W, i=1 \sim N} \left[ \sum_{p=1}^N \sum_{q=1}^N \frac{t_{pq}^{A(B)}}{1 + y_q^A} \right. \quad (2)$$

$$\left. \cdot P_{ipq}^{A(B)} \cdot I_{r=1 \sim y_q^{A(B)}}(z_{qr}^{A(B)} = k) \right] \quad (3)$$

ここで、 $P_{ipq}^{A(B)}$  は、リング  $A(B)$  において、送信ノード  $p$  から受信ノード  $q$  への経路がノード  $i$  を通過しているならば1、そうでなければ0を示す。関数  $I_{f=1 \sim y_q^{A(B)}}(z_{qr}^{A(B)} = k)$  は、リング  $A(B)$  において、ノード  $q$  の受信器に波長  $k$  が割り当てられていれば1、そうでなければ0を示す。

## 2.3 制約条件

本論文のノード構成問題では、4つの制約条件の充足が要求される。1つ目の制約条件は、各ノードへの送受信器の追加数をその上限以下とすることである。ここで、送信器の追加上限数  $S$  と受信器の追加上限数  $R$  は、予め、ネットワークコストを設計することによって与えられるものとする。

$$\sum_{i=1}^N (x_i^A + x_i^B) \leq S. \quad (4)$$

$$\sum_{i=1}^N (y_i^A + y_i^B) \leq R. \quad (5)$$

2つ目の条件は、各ノードに割り当てられる送受信器数を波長数以下とすることである。

$$1 + x_i^A \leq W, 1 + y_i^A \leq W \text{ for } i = 1, \dots, N. \quad (6)$$

$$1 + x_i^B \leq W, 1 + y_i^B \leq W \text{ for } i = 1, \dots, N. \quad (7)$$

3つ目の条件は、各受信器への割当波長が利用可能な波長であることである。

$$1 \leq z_{ik}^A \leq W \text{ for } i = 1, \dots, N, k = 1, \dots, 1 + y_i^A. \quad (8)$$

$$1 \leq z_{ik}^B \leq W \text{ for } i = 1, \dots, N, k = 1, \dots, 1 + y_i^B. \quad (9)$$

最後の条件は、同一ノードの受信器には異なる波長を割り当てることである。

$$z_{ik}^A \neq z_{il}^A \text{ for } i = 1, \dots, N, k \neq l. \quad (10)$$

$$z_{ik}^B \neq z_{il}^B \text{ for } i = 1, \dots, N, k \neq l. \quad (11)$$

## 2.4 ノード構成問題の定義

以上をまとめると、ノード構成問題は以下のように定義できる。

- 入力：ノード数  $N$ ，波長数  $W$ ，トラヒック行列  $T$ ，送信器の追加上限数  $S$ ，受信器の追加上限数  $R$ 。
- 出力：ノードへの送信器/受信器の追加割当，各受信器への波長割当。
- 目的：送信器/受信器毎のボトルネック帯域  $E_{node}^{A(B)}$ ，波長毎のボトルネック帯域  $E_{link}^{A(B)}$  の最小化。
- 制約条件：1) 両リングへの送受信器追加総数が上限以下となること。2) 各ノードの送受信器数が波長数以下となること。3) 各受信器への割当波長が利用可能な波長であること。4) 同一ノードの受信器への割当波長は互いに異なること。

## 3. ノード構成アルゴリズム

前章で定義したノード構成問題は、各ノードへの送信器/受信器の追加割当と、ノードの各受信器への波長割当の2つの部分問題に分けられる。そのため、本問題に対して、各ノードへの送信器および受信器の追加割当の後、各受信器への受信波長割当を行う、2段階ノード構成アルゴリズムを提案している。

### 3.1 第1段階：送信器/受信器追加割当

ノード構成アルゴリズムの第1段階では、送信器/受信器毎ボトルネック帯域が最小となるように、各ノードに送信器および受信器を割り当てる。まず、送信器毎ボトルネック帯域を表す式(12)が最大となるノードから順に、追加総数が  $S$  になるまで、送信器を追加する。

$$BT_i^{A(B)} = \frac{\sum_{j=1}^N t_{ij}^{A(B)}}{1 + x_i^{A(B)}}. \quad (12)$$

同様に、受信器毎ボトルネック帯域を表す式(13)が最大となるノードから順に、追加総数  $R$  になるまで、受信器を追加する。

$$BR_i^{A(B)} = \frac{\sum_{i=1}^N t_{ij}^{A(B)}}{1 + y_j^{A(B)}}. \quad (13)$$

以下に、そのアルゴリズムを示す。

- 1) 任意の 2 ノード間の経路について最短となるリングを選択する。
- 2) 1) の結果に従って、 $t_{ij}^A(t_{ij}^B)$  を生成する。
- 3) 追加上限数  $S$  になるまで、全リングで式 (12) が最大のノードに、式 (12) を更新しながら、1 つずつ送信器を追加する。
- 4) 追加上限数  $R$  になるまで、全リングで式 (13) が最大のノードに、式 (13) を更新しながら、1 つずつ受信器を追加する。

### 3.2 第 2 段階：波長割当

本アルゴリズムの第 2 段階では、波長毎ボトルネック帯域が最小となるように、各受信器に受信波長を割り当てる。まず、波長割当の初期値として、全受信器をノード順に並べ、順番に受信波長を割り当てる。ここで、受信器の追加がなかった場合には、この周期的波長割当は、トラヒックが均一な状況において最適な波長割当となる。

次に、トラヒックが不均一な状況においても最適割当となるように、可変深度近傍探索法 (VDS 法) を用いて波長割当を改善する。VDS 法とは、単純な近傍操作を連鎖的に複数回反復することで生成される解集合を、あらためて近傍と定義する方法である。本アルゴリズムでは、受信波長の変更を同じ受信器で変更しないように連鎖的に行い、最も効果的となる受信波長変更まで繰り返し実施する。VDS 法は、本問題のように複数の制約条件を有する、実行可能解の探索の困難な組合せ最適化問題に対するアルゴリズムとして有効であることが知られている。更に、波長割当をランダムに変化させるヒルクライミング処理を一定回数行い、局所解に陥ることを避ける。以下に、そのアルゴリズムを示す。

- 1) 全受信器をノード順に並べ、その  $i$  番目の受信器に波長  $((i-1) \bmod W+1)$  を割り当てる ( $i = 1, \dots, 2N + R$ )。
- 2) 波長毎のボトルネック帯域を  $E_{link}^A, E_{link}^B$  を計算する。
- 3) 各リングにおいて、変更可能な波長がなくなるまで、以下の 4 つの条件を充足する受信波長を変更する。
  - i) 波長変更が未実施。
  - ii) ボトルネック波長に割当済み。
  - iii) 異なる波長の割当可能。

- iv) 波長変更後の評価関数が最小。
- 4)  $E_{link}^{A(B)}$  の値が以前より小さい場合、ボトルネック帯域の最小値を更新する。
- 5) 4) を実施した場合、3) に戻る。
- 6) 局所解を避けるために、ヒルクライミング回数が  $K$  回以下であれば、以下の処理を実施する。(5 章のシミュレーションでは  $K = 10$  に設定。)
  - a) 現在の解を最良解として記憶する。
  - b) 3) のうち ii), iv) を考慮しない波長変更を全受信器数の 10% について実施する。
  - c) 3) に戻る。

### 4. ノード構成問題の NP 完全性の証明

本章では、ノード構成問題の決定問題の定義を行った後、NP 完全であるビンパッキング問題の任意のインスタンスからの帰着により、本問題が NP 完全であることを証明する。

#### 4.1 ノード構成問題の決定問題の定義

ノード構成問題の決定問題は、以下のように定義される。

##### • インスタンス:

2.4 章のノード構成問題の入力、  
 送信器 / 受信器毎のボトルネック帯域  $E0_{node}^{A(B)}$ 、  
 波長毎のボトルネック帯域  $E0_{link}^{A(B)}$ 。

##### • 問題:

$E_{node}^{A(B)} \leq E0_{node}^{A(B)}$  と  $E_{link}^{A(B)} \leq E0_{link}^{A(B)}$  を満たすノード構成問題は存在するか？

#### 4.2 ビンパッキング問題

ビンパッキング問題は、以下の決定問題として定義される。

##### • インスタンス:

サイズが  $u_i$  となる  $M$  個のアイテム、サイズ (容量)  $B$  となる  $L$  個のビン (容器)

##### • 問題:

全てのアイテムを、余すことなく、各ビンに詰める方法は存在するか？

#### 4.3 NP 完全性の証明

ノード構成問題がクラス NP に属することは明らかである。ビンパッキング問題の任意のインスタンスをノード構成問題の以下のインスタンスに変換できることを示す。

##### • 入力:

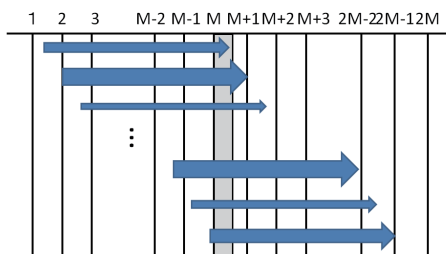


図 2 トラフィック行列

ノード数  $N = 2M + 1$ ,

波長  $W = L$ ,

トラフィック  $t_{iM+i} = t_{M+i} = u_i (i = 1, \dots, M), t_{ij} = 0 (j \neq M + i)$ ,

追加送受信器数  $S = R = 0$ ,

送受信器毎のボトルネック帯域  $E0_{node}^{A(B)} = \infty$ ,

波長毎のボトルネック帯域  $E_{link}^{A(B)} = B$

ノード構成問題において、 $E_{node}^{A(B)} \leq E0_{node}^{A(B)}$  は常に満たされる。図 2 に示されるように、各トラフィックは、ノード  $M$  とノード  $M+1$  の区間で互いに重なっているため、 $E_{link}^{A(B)}$  は、 $L$  個のピンの中の 1 つに詰められた最大のアイテムサイズ合計に等しく、受信器への波長割当は各ピンに詰めるアイテムの割当と同じとなる。したがって、ノード構成問題は NP 完全である。

## 5. 有効追加送受信器数の推定法

高性能の WDM リングネットワークを低コストで構築するには、通信性能の向上に有効となる、追加送受信器数および追加受信器数の最大値を推定することが重要である。そのため、本章では、まず、追加送受信器数を増加させた場合の通信シミュレーションにより、ノード構成アルゴリズムの評価関数と通信性能（スループット、パケットロス率）の関係を調べる。次に、その結果を用いて、通信性能の向上に有効となる、追加送受信器数の推定法を提案する。その上で、本推定法により求めた有効追加送受信器数と、シミュレーション結果から得

られるその最大値を比較することで、提案手法の有効性を確認する。

### 5.1 シミュレーション環境

これまでの研究において、ノード構成アルゴリズムの有効性を検証するため、M/M/1 待ち行列モデルに基づくネットワークシミュレーションモデルを構築している。各 2 ノード間の通信要求は、対応するトラフィック行列の要素の確率で一様ランダムに到着（ポアソン到着）し、指数分布に従って継続（指数処理）するものとしている。本論文では、本ネットワークの MAN での利用を考え、以下に示す、3 ノード型とスモールワールド型の 2 種類のトラフィックパターンでシミュレーションを行った。

3 ノード型では、全ノードからランダムに選択した 1 つの WAN へのゲートウェイノード、ゲートウェイノードを除く全ノードからランダムに選択した 10% のサーバノード、および、それ以外のクライアントノードから構成される。クライアント間、サーバ間、および、ゲートウェイ・クライアント間の通信要求到着率を基準トラフィックとして与え、クライアント・サーバ間の到着率はその 5 倍、サーバ・クライアント間の到着率は 10 倍、サーバ・ゲートウェイ間の到着率は 20 倍、ゲートウェイ・サーバ間の到着率は 100 倍としている。

スモールワールド型では、全ノードからランダムに選択した 10% のサーバノードと、それ以外のクライアントノードから構成される。クライアント間、サーバ間の通信要求を基準トラフィックとして、サーバノードをいずれかに含む 2 ノード間の到着率はその 10 倍としている。また、近くのノード間により多くのトラフィックが存在するという、現実のネットワークのトラフィックモデルを考慮し、各ノードと  $n$  ホップ離れたノードの到着率は元の  $(1 + 9 \times (C + 1 - n))$  倍としている。ここでは、 $C = N \times 0.05$  として与えている。

ノード間の通信要求は、トラフィック行列の到着率でポアソン分布に従って発生し、パケットサイズは、平均 10 フレームの指数分布に従って与えられる。各ノードは、未送信の通信要求を 100 個まで送信バッファに保持することができ、送信バッファが一杯になった場合は、新たに到着した通信要求は棄却される。すなわち、通信要求は FIFO に従って処理され、すべてのリソース（送受信器、波長）が利用可能な場合に光パスは確立し、それ以外の場合は待ち状態となる。そして、通信要求は、全データの送信完了後、送信バッファから削除される。本シミュレーションでは、精度を良くするために、各インスタンスは 1,000,000 個の通信要求を実行することとしている。

本論文で評価する通信性能は、ネットワーク全体のスループットと、全ノードでのパケットロス率の平均値とする。本シミュレーションでは、単位時間あたりに送信完了したデータ量をスループットとし、到着したパケットのうち棄却されたパケットの割合をパケットロス

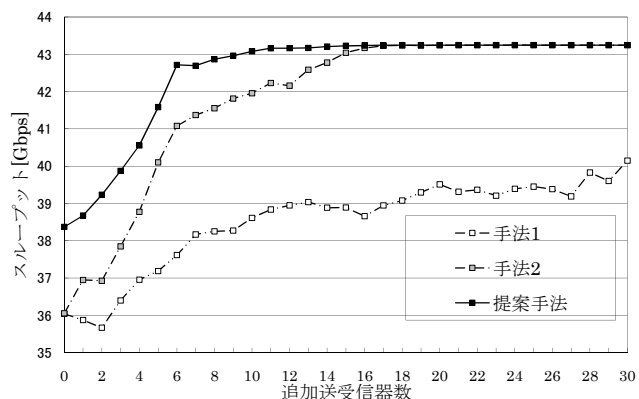


図 3 3 ノード型 ( $N = 64, W = 8$ ) のスループット

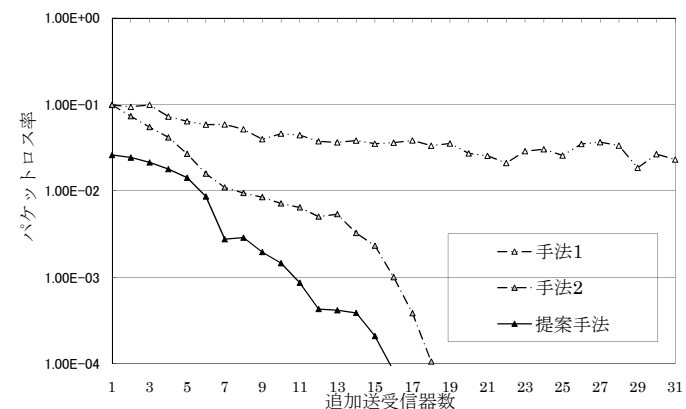


図 4 3 ノード型 ( $N = 64, W = 8$ ) のパケットロス率

率とする．ここでは，乱数の影響を考慮して，インスタンス毎に異なる乱数を用いて 30 回ずつ実行し，それらの平均値で評価を行う．

### 5.2 追加送受信器数増加時のシミュレーション結果

図 3～6 に，追加送受信器の上限数を増加させたときのスループットとパケットロス率の変化を示す．ここで，提案しているノード構成アルゴリズムとの有効性を示すため，提案手法に加え，2 種類の追加送受信器割当，および，受信波長割当の結果を示す．グラフ上に一点連鎖で示される手法 1 は，送受信器をランダムに追加した後，ノード構成アルゴリズムの初期波長割当に従って受信器に周期的に波長割当を行った結果である．グラフ上に連鎖で示される手法 2 は，ノード構成アルゴリズムを用いて送受信器割当を行った後，手法 1 と同様に周期的波長割当を行った結果である．

手法 1 と手法 2 を比較すると，手法 2 は手法 1 よりスループットおよびパケットロス率のいずれも上回っており，ノード構成アルゴリズムは，効率的にノードに送受信器を追加できているといえる．また，提案手法と手法 2 を比較すると，3 ノード型の場合，手法 2 の約半分の追加送受信器数で，このネットワーク構成で実現可能な最大スループットに達している．また，スモールワールドの場合，パケットロスが見られないといった結果が得られている．

### 5.3 有効追加送受信器数の推定法

図 4，図 6 では，ノード構成アルゴリズムにより十分な数の送信器 / 受信器を追加した場

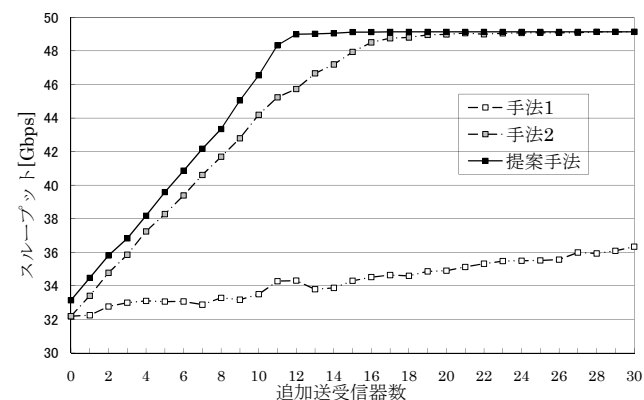


図 5 スモールワールド型 ( $N = 64, W = 8$ ) のスループット

合，与えられたトラフィックにおいて，パケットロスがないことを表している．このとき，各ノードの送信器 / 受信器は，通信要求以上の伝送能力があるために，実際には使用されていない場合も想定される．

また，図 4，図 6 において，波長毎ボトルネック帯域は，追加送信器 / 受信器の数を増加するに従って減少し，トラフィックパターン毎に定まる，ある一定値に近づく傾向が見られ

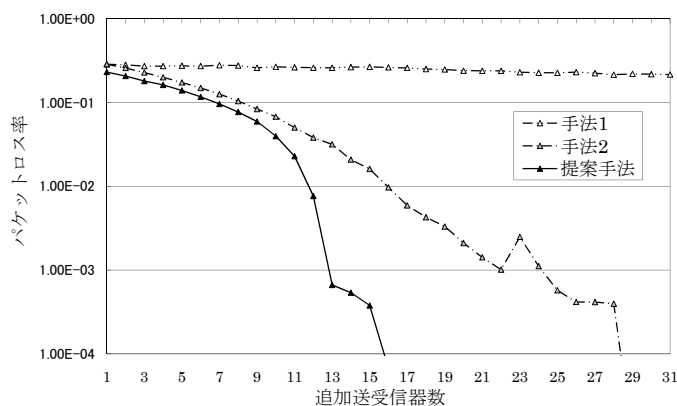


図 6 スモールワールド型 ( $N = 64, W = 8$ ) のパケットロス率

る．そこで，WDM リングネットワークを効率的に構築するために，通信要求が混雑した区間を表す波長ボトルネック  $E_{link}^{A(B)}$  を，有効追加送信器 / 受信器数の推定指標として用いることを提案する．すなわち，このボトルネック帯域がある閾値以下となる時の送信器 / 受信器数を，その有効追加送受信器数とする．

#### 5.4 提案手法の評価

提案手法の有効性を検証するために，5.1 のシミュレーション条件に加えて，ネットワークのノード数  $N$  に 16, 32 の 2 種類，波長数  $W$  に 4, 8, 12, 16 の 4 種類を追加し，3 種類の到着率でシミュレーションを行った．それぞれの組み合わせにおいて，異なる乱数で 50 回のシミュレーションを行い，それらの平均値を求めた．ここで，パケットロスの発生する通信確率を 1 とすると，各パケットの平均フレームサイズが 10 であることから，本推定に使用する閾値を 0.09 とした．

表 1 に，本シミュレーションにより得られた送信器 / 受信器の有効数の推定誤差を表す．スループット誤差は，最大スループットに対する，閾値となる送信器 / 受信器を追加した時のスループットの割合を表し， $(a - b)/a \times 100$  によって求められる．ここで， $a$  は送信器 / 受信器が十分に割り当てられており，パケットロス率  $10^{-5}$  以下と小さくなる時のスループット， $b$  は閾値となる送信器 / 受信器を追加した時のスループットを表す．パケットロス率誤差は，送信器 / 受信器が十分に割り当てられている時のパケットロス率と，閾値となる送信器 / 受信器を追加した時のパケットロス率との差を表す．追加送信器 / 受信器誤差は，パ

ケットロスの発生しない最小の追加数と，閾値となる追加数の差を表す．表 1 において，すべての場合で誤差が非常に小さな値となっており，提案手法は，与えられたトラヒックにおいてパケットロスの発生しない，有効な送信器 / 受信器数の推定法として有効であることが確かめられた．

表 1 有効追加数の予測誤差

トラヒックパターン	到着率	スループット誤差 (%)	パケットロス率誤差 (%)	追加送受信器誤差
3 ノード型	0.0069	0.54	0.23	1.34
	0.0074	0.69	0.26	0.65
	0.0079	0.53	0.14	2.50
スモールワールド型	0.0063	0.62	0.31	0.18
	0.0067	0.53	0.27	0.76
	0.0069	0.34	0.19	1.63

## 6. ま と め

本論文では，WDM リングネットワークの通信性能向上を目的として，これまでの研究において定義したノード構成問題の決定問題の NP 完全性を，ピンパッキング問題からの帰着により証明した．また，スループットを極大とする有効追加送受信器数の推定法を提案し，2 種類の MAN 向けのトラヒックパターンでのシミュレーションによりその有効性を確認した．今後は，様々なネットワークトラヒックパターンにおける提案手法の検証，FT-TR や FT-FR などの本論文以外の WDM ネットワークアーキテクチャへの適用，公平性を考慮した MAC プロトコル<sup>5)</sup> の導入などが課題である．

## 参 考 文 献

- 1) M. Herzog, M. Maier, and M. Reisslein, "Metropolitan area packet-switched WDM networks: a survey on ring systems," IEEE Commun. S&T, vol.6, no.2, pp.2-20, May 2004.
- 2) I. M. White, M. S. Rogge, K. Shrikhande, and L. G. Kazovsky, "A summary of the HORNET project: a next-generation metropolitan area network," IEEE J. Sel. Areas Commun., vol.21, no.9, pp.1478-1494, Nov. 2003.
- 3) M.A. Marsan, A. Bianco, E. Leonardi, M. Meo, and F. Neri, "MAC protocols and fairness control in WDM multirings with tunable transmitters and fixed receivers,"

IEICE J. Lightwave Technol., vol.14, no.6, pp.1230-1244, June 1996.

- 4) L. W. Chen and E. Modiano, "Efficient routing and wavelength assignment for reconfigurable WDM ring networks with wavelength converters," IEEE Trans. Commun., vol.13, no.1, pp.173-186, Feb. 2005.
- 5) 北村強, 佐久田誠, 笹瀬巖, "HORNET における可変長パケットを考慮したメディアアクセス制御方式," 信学論 (B), vol.J86-B, no.10, pp.2134-2144, Oct. 2003.
- 6) N. Funabiki, J. Kawashima, T. Nakanishi, K. Okayama, and T. Higashino, "An optical-drop wavelength assignment algorithm for efficient wavelength reuse under heterogeneous traffic in WDM ring networks," IEICE Trans. Fundamentals, vol.E88-A, no.5, pp.1234-1240, May 2005.
- 7) 磯貝愛, 船曳 信生, 中西透, "WDM リングネットワークのノード構成問題," 信学技報, NS2005-91, pp.71-74, Sep. 2005.
- 8) 一色陽介, 磯貝愛, 船曳信生, 中西透, "WDM リングネットワークのノード構成アルゴリズムの改良," 信学技報, PN2007-26, pp. 27-32, 2007.