

マルチコアファイバ光ネットワークにおけるコア間クロストークを考慮した光パス更新モデル

川口 陽大^{†a)} 佐藤 丈博^{†b)} 大木 英司^{†c)}

Lightpath Update Model in Multi-Core Fiber Optical Networks Considering Inter-Core Crosstalk

Akito KAWAGUCHI^{†a)}, Takehiro SATO^{†b)}, and Eiji OKI^{†c)}

あらまし 近年、5G の進展や Virtual reality (VR) 等のアプリケーションの登場により、多くの接続要求を収容できるネットワークの実現が期待されている。そこで、ネットワーク資源の利用効率の向上が期待できるエラスティック光ネットワークに注目が集まっている。一方、次々と新たな光パス要求が到着あるいは既存の光パスが削除されるようなエラスティック光ネットワークでは、スペクトルの断片化に対処するために、既存の光パスの更新を考慮する必要がある。マルチコアファイバを用いたエラスティック光ネットワークにおける光パスの更新を考える際に、更新中に発生するコア間クロストークが問題となる。光パス更新中にクロストークしきい値を超えるクロストークが発生した際には、通信品質の低下が発生する。本論文では、マルチコアファイバを用いたエラスティック光ネットワークにおける光パス更新モデルを提案する。提案モデルでは、光パス更新時に発生するコア間クロストークを考慮する。2段階更新法を用いた光パス更新モデルを検討し、整数線形計画問題として定式化する。また、計算時間を短縮するための発見的アルゴリズムを開発する。性能評価では、整数線形計画問題を解く場合(最適化アプローチ)、発見的アルゴリズムを用いる場合(ヒューリスティックアプローチ)、及びコア間クロストークを考慮しない場合(ベンチマークアプローチ)について、更新が完了するまでのラウンド数と計算時間の二つの側面に基づいて評価する。提案モデルに基づくアプローチでは、コア間クロストークを考慮することにより、ベンチマークアプローチと比較してラウンド数が最大で 66.7% 増加した。また、ヒューリスティックアプローチでは最適化アプローチと比較してラウンド数が最大で 2.6% 増加した。

キーワード ネットワーク更新, エラスティック光ネットワーク, マルチコアファイバ, コア間クロストーク, 整数線形計画問題

1. ま え が き

近年、5G の進展や Virtual reality (VR) 等のアプリケーションの登場によりネットワークのトラフィック量が増え続けている。また、パーソナルコンピュータやスマートフォン以外の“モノ”がインターネットに繋がる仕組みである Internet of Things (IoT) の普及が進んでおり、多くの接続要求を収容できるネットワークの実現が期待されている [1]。

光ネットワークでは、情報は光信号に変換され、光

スイッチによって決められた経路上にて、光信号が光ファイバの内部を伝搬することによって情報の伝送が行われる。また、波長選択デバイスの登場により光信号の伝搬経路を切り替えるとともに、波長多重された光信号の任意の波長の出力チャネルを変更することが可能となった。

近年、光ネットワークにおいて波長スペクトル資源を有効的に利用可能な弾力性のあるネットワークである Elastic optical network (EON) に注目が集まっている [2]。従来の波長分割多重ネットワークでは、光パスに割り当てる周波数の幅が固定されていることにより、増え続けるトラフィック量を収容することは困難であった。一方、EON では光パスに割り当てる周波数の幅の粒度が小さい特徴がある。これにより光パスに割り当てる波長スペクトル資源に柔軟性が生じ、波長分

[†] 京都大学, 京都市

Kyoto University, Yoshida-Honmachi, Sakyo-ku, Kyoto-shi, 606-8501 Japan

a) E-mail: kawaguchi.akito.27n@st.kyoto-u.ac.jp

b) E-mail: takehiro.sato@i.kyoto-u.ac.jp

c) E-mail: oki@i.kyoto-u.ac.jp

DOI: 10.14923/transcomj.2023JBP3023

割多重ネットワークと比較して周波数利用効率の向上を見込むことができる。この細かく分割された周波数の各幅をスペクトルスロットと呼ぶ。変調方式の違いにより、EONにおける光パスに割り当てるスペクトルスロット数が異なる。より多値の変調方式を採用する場合、光パスに割り当てるスペクトルスロット数は小さくなる。一方で、より多値の変調方式を採用した光パスは伝送可能距離が短くなる。

伝送容量を増加させるための方法の一つに、空間分割多重の技術を用いたマルチコアファイバがある。1本のケーブルにコアと呼ばれる光のとおる道を複数本確保することで、小さな空間で膨大な情報を伝送することが可能になり、その需要が高まってきている。マルチコアファイバで光信号の伝送を行う際、信号劣化の原因となるクロストークが発生する。コア間でのクロストークとは光信号が隣接するコアで同じスペクトルスロットを使用するときに発生する。伝送信号が他の伝送路に漏れる現象である。クロストークの発生量は光パスの伝送距離に依存することから、光パスの経路を設定する際、これを無視することはできない。クロストークの許容量を超えて伝送を行う場合、信号にひずみが生じ、受信信号から正しく元の信号が復元できないことが起きる。したがって、発生するクロストークの総量が許容可能であるかを確認し、光パスにネットワーク資源を割り当てる必要がある[3]。マルチコアファイバのような空間分割多重の技術とEONを組み合わせたものをSpace-division multiplexing elastic optical network (SDM-EON)と呼ぶ[4]。

光ネットワークにおいて一定の頻度でネットワークの更新を行うことでネットワーク資源の割り当てを効率化し、新たな光パス要求を収容しやすくなる。光ネットワークにおけるネットワークの更新とは、光パスが使用するネットワーク資源を既存のものとは別のものへ変更する動作のことを指す。本論文では、更新を行う前の光パスの状態を初期状態、更新を行った後の光パスの状態を最終状態と呼ぶ。ネットワークの更新が必要となる事例として、使用困難な空きスペクトルスロットによる断片化がある。エラスティック光ネットワークにおいて、光パスは動的に確立、または削除される。これにより、不連続な空きスペクトルスロットを残す可能性がある。光パスの接続要件にあるスペクトルスロットの連続性により、この不連続な空きスペクトルスロットは新たな光パス要求の接続をブロックする要因となる。これを解消するため、ネット

ワークの更新を行い、光パスが使用するスペクトルスロットを変更することが求められる。

Software-defined network (SDN) においてネットワーク更新問題が検討されている[5]。文献[5]では、SDNにおいて、フローを更新する際、発生するパケットロスを最小化するモデルが提案されている。全てのフローの更新が完了するまでの時間を一定の区間で区切り、各区間のパケットロスを計算する。このモデルは、SDNでは適応可能であるが、クロストークを考慮していないためマルチコアファイバを用いた光ネットワークに適応することはできない。

SDM-EONにおけるネットワーク更新を考える際、課題の一つとして更新中に発生するコア間クロストークをしきい値以下に抑制する必要がある。ネットワーク更新は複数の段階に分けて行われるため、全ての光パスが初期状態あるいは最終状態の場合に発生するクロストークとは異なるクロストークが発生する可能性がある。すなわち、初期状態あるいは最終状態のいずれかをとり光パスが混在するネットワーク上で発生するクロストーク量がしきい値以下であることを保証する必要がある。ネットワーク更新中にしきい値を超えるクロストークが発生した際には、通信品質の低下が発生する。

本論文では、マルチコアファイバを用いたエラスティック光ネットワークにおいて、光パスの更新の際に発生するコア間クロストークを考慮した光パス更新モデルを提案する。本モデルの入力は、更新前及び更新後において各光パスが使用するネットワークの資源(コア、リンク、スペクトルスロット)、変調方式、全てのネットワークの状態において各光パスに発生するクロストーク値及び各光パスのクロストークしきい値である。これらを入力として、2段階更新手法を用いた更新スケジュールを決定する。全ての光パスが初期状態から最終状態に更新される際、更新中に発生するクロストーク量が各光パスの許容できるクロストーク量を超えないような更新スケジュールの中で、最短のものを得ることを目的とする。最終状態はRouting, spectrum, and core assignment problem [6]等を解いて得られているものとする。光パスの更新モデルを整数線形計画問題として定式化する。計算時間の短縮のために、提案モデルに基づく発見的アルゴリズムを考案する。本論文では、整数線形計画問題を解いて解を得る手法を最適化アプローチと呼ぶ。また、発見的アルゴリズムを用いて解を得る手法をヒューリスティック

アプローチと呼ぶ。性能評価では、コア間クロストークを考慮しないモデルをベンチマークモデルとし、提案モデルとベンチマークモデルにおける更新が完了するまでのラウンド数及び計算時間を比較する。

本論文は以下のように構成される。2. では、本研究の関連研究について述べる。スペクトルスロット、及び光パスの経路の更新を行うことで、スペクトルスロットの利用効率を向上させるモデルを紹介する。3. では、本論文の主旨であるコア間クロストークを考慮した光パス更新問題について、問題設定の詳細を述べる。4. では、パラメータの設定及び定式化について記述する。5. では、本論文のモデルの発見的アルゴリズムを考案する。6. では、2 種類のネットワークを用いて、提案モデルとベンチマークモデルにより得られた結果の比較を行う。光パスの数を変化させて比較を行い、更新が完了するまでのラウンド数、及び計算時間を評価する。また、ネットワークの資源量及び光パスの数を増加させた場合の、発見的アルゴリズムの特性を確認する。最後に 7. にて、本論文の総括を行う。

2. 関連研究

2.1 フローのパケットロスを最小化する SDN におけるネットワーク更新問題

文献[5]では、SDN におけるネットワーク更新問題を扱っている。フローの重みを設定し、フローの重みとネットワークの更新中に発生する各フローのパケットロス量との加重和を最小化する手法が提案されている。更新中のフローは更新前及び更新後の経路とは異なる経路を迂回する。これにより、輻輳の発生を回避する。更新が完了するまでの時間を一定の区間で区切り、各区間のパケットロス量を計算する。従来のリンクベースの手法では、リンクの伝送容量と輻輳時間は考えられていなかった。一方で[5]ではフローベースの手法をとることで、リンクの伝送容量を考慮している。また、更新が完了するまでの時間を一定の区間で区切ることで輻輳時間を考慮している。[5]のモデルはフローの更新スケジュールを決定するという点において本論文の提案モデルと類似性があるが、取り扱っているネットワークが SDN と光ネットワークという点で異なっている。

2.2 Hitless defragmentation を用いたスペクトルスロットの断片化解消モデル

次々と新たな光パス要求が到着あるいは既存の光パスが削除されるようなエラスティック光ネットワーク

の課題の一つに、スペクトルスロットの断片化がある。スペクトルスロットの断片化とは光パス接続の削除により、使用困難な連続性のないスペクトルスロットの空きが残される現象である。スペクトルスロットの使用に関する制約としてスペクトルスロットの連続性がある。スペクトルスロットの連続性とは、光パスが使用するスペクトルスロットは周波数軸上で連続していなければならない、という制約である。この制約により、連続性のないスペクトルスロットの空きは、使いづらいものとなる。文献[7]では使用困難なスペクトルスロットの数を減らす技術として Hitless defragmentation が紹介されている。Hitless defragmentation とはネットワークの運用中に光パス上の通信を途絶えさせることなくスペクトルスロットの断片化を解消する技術である[7]。Hitless defragmentation は Push-pull retuning と Hop retuning の二つの種類に分けられる[8]。各々の再チューニング技術の概要を説明するとともに、Hitless defragmentation を用いて、使用困難なスペクトルスロットの数を減らし、新しい光パスを設定する文献を紹介する。

文献[8]では、スペクトルスロットの再チューニング方法として Push-pull retuning が用いられている。図1の横軸は経路、縦軸はスペクトルスロットを表す。11 から 15 までの五つの光パスを使用する。11 から 14 は既に接続されている光パスであり、15 は新たに接続される光パスである。手順 1 として、11 の接続が終了する。手順 2 として、Hitless defragmentation により、13 と 14 のスペクトルスロットの番号を下げる。これ

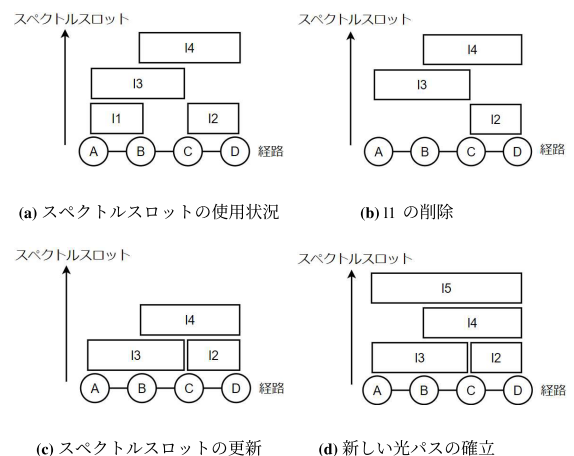


図1 Hitless defragmentation を用いた新しい光パスの追加

Fig. 1 Adding new lightpath using hitless defragmentation.

により、15 を設定するためのスペクトルスロットが確保される。光パスのスロットの番号を下げる操作は、既存の光パスのスペクトルスロットと同じ番号のスペクトルスロットを使用することがないように行われる。Push-pull retuning により、スペクトルスロットの再チューニングは段階的に行われ、徐々にスペクトルスロットの番号を下げていく。また、既存の光パス接続を超えてスペクトルスロットを下げる操作は不可能である。図 1 では、スペクトルスロットの更新により、使用困難なスペクトルスロットの数を減らし、新しい光パスの接続に成功している。文献 [8] では、新しい光パス要求の数に対するブロックされた要求の数の割合を最小化する目的でモデルが提案されている。更新のスケジュールを決定する本論文の提案モデルとは目的が異なるが、更新前の光パスの状態から更新後の光パスの状態へ更新するという点では本論文と類似性がある。

文献 [9] で紹介されている Hop retuning では、既存の光パス接続に干渉することなく、光パス接続のスペクトルスロットをスペクトルドメイン内の任意の場所に移動させることができる。つまり、他の光パス接続が終了し、空きとなったスペクトルスロットに直接チューニングすることが可能である。文献 [9] のモデルは、文献 [8] と同様に光パスの更新スケジュールを考案するモデルではないが、光パスの状態に更新前の状態と更新後の状態の二つの状態をもち、光パスの更新の最中で他のスペクトルスロットや他のリンクを経由しない更新を行うという点で本論文の提案モデルと類似性がある。

2.3 光パスの経路更新による end-of-line 解消モデル

文献 [10] では光パスの経路更新による end-of-line 解消モデルが紹介されている。End-of-line とは文献 [8] によると、既存の光パスによって別の光パスのスペクトルスロットを動かすことができない状況、若しくは新しい光パス要求をブロックする原因となる不連続な空きスロットがある状況であると定義されている。End-of-line は光パスの経路更新により解消される。図 2 はスペクトルスロットの数を 6 としたときのスペクトルスロットに不連続な空きがある状況である。図 2、図 3 の左図はネットワーク状況、右図はリンク間のスペクトルスロットの使用状況を表す。L1 から L4 は光パスの経路を表しており、A から E はネットワークのノードを表す。図 2 のネットワークにおいて、

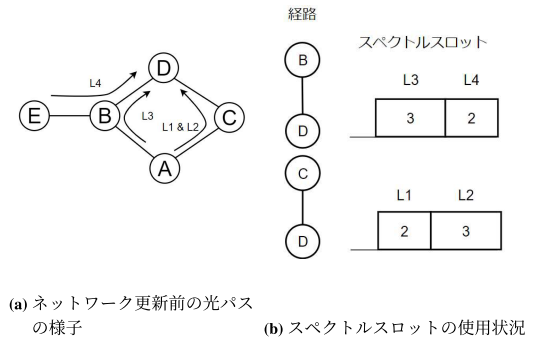


図 2 End-of-line 状況下における光パスの様子
Fig. 2 State of lightpaths under end-of-line condition.

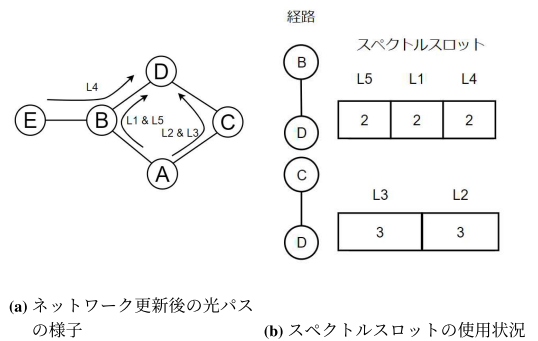


図 3 光パスの再ルーティング
Fig. 3 Rerouting of lightpaths.

二つのスペクトルスロットを必要とする新しい光パス要求 L5 をノード A から D に設定することを考える。ノード BD 間、CD 間のスペクトルスロットの空き数は一つしかないため、現状では新しい光パス要求を破棄するか、若しくは既存の光パスの再ルーティングを考える必要がある。そこで、図 3 に示すように、L1 と L3 を再ルーティングさせることで BD 間に 2 スロット分の空きが生まれ、新しい光パス要求 L5 を設定することができる。文献 [10] は光パスの更新スケジュールを決定するモデルではない点において、本論文の提案するモデルとは異なる。しかし、文献 [10] における経路を更新する前の光パスの資源割り当てを本論文の提案モデルにおける更新前の状態とし、新たな光パス要求を収容するために経路を再ルーティングした状態を更新後の状態とすることで、本論文の提案モデルは全ての光パスの経路の再ルーティングが完了するまでの更新スケジュールを決定するモデルとして機能する。

3. 問題設定

本章では、本研究で扱うコア間クロストークを考慮した光パス更新モデルの問題設定を述べる。

更新中に発生するクロストーク量が各光パスの許容できるクロストーク量を超えないような条件下で、全ての光パスの更新完了までにかかるラウンド数を最小とする更新スケジュールを決定する手法を開発する。ネットワーク経路の更新を行う手法として2段階更新手法がある。2段階更新手法とは光パスが更新前と更新後の二つの経路のみをもち、更新を行う際、これら以外の経路を経由しない更新手法である[11]。また、ここでのラウンドとは更新にかかる時間を一定の区間で区切ったときの各区間を指し、一つのラウンド内では各光パスは初期状態、中間状態、最終状態の中から一つの状態をとる。光パスが初期状態であるとき、光パスは更新前のネットワーク資源を使用していると考え、光パスが中間状態であるとき、光パスは更新前と更新後の両方のネットワーク資源を使用していると考え、光パスが最終状態であるとき、光パスは更新後のネットワーク資源を使用していると考え、また、光パスの中間状態では、更新前と更新後の資源の両方を使用していることから、ある光パスが中間状態をとるラウンドでは更新が行われる前に更新後の資源は確保されており、スイッチングにおける *make before break* は考慮されているものとする。

更新前及び更新後の光パスには、ネットワーク資源であるリンク、コア、及びスペクトルスロットが割り当てられているとする。また、各光パスに使用する変調方式が一つ与えられているとする。加えて、全ての光パスが初期状態であるとき、各光パスに発生するクロストーク量はしきい値以下であるとする。同様に、全ての光パスが最終状態であるとき、各光パスに発生するクロストーク量はしきい値以下であるとする。本論文で扱う問題の入力を、更新前及び更新後において各光パスが使用するネットワークの資源(コア、リンク、スペクトルスロット)、変調方式、全てのネットワークの状態において各光パスに発生するクロストーク値及び各光パスのクロストークしきい値とする。出力を全ての光パスが最終状態となるときラウンドの番号と、光パスの更新スケジュールとする。

3.1 クロストーク量の計算

本研究で扱うクロストーク量の決定には電力結合理論[12]を用いる。したがって、クロストークは以下の

ように計算される。

$$XT = \frac{N(1 - \exp(-(N+1)hL))}{1 + N\exp(-(N+1)hL)} \quad (1)$$

N は同じスペクトルスロットを使用している隣接するコアの数を表す。 h は電力結合係数、 L はマルチコアファイバの長さを表す。式(1)は[12]で示された線形モデルを厳密に表したものであり、その線形モデルは

$$XT = NhL \quad (2)$$

である。式(1)と式(2)の差は無視できるとし、本研究で扱うクロストークは式(2)で計算される。本論文では、 $h = 1.0 \times 10^{-8}$ とする。

3.2 クロストークしきい値の計算

本研究では、更新前と更新後の各光パスのクロストークのしきい値を Q^2 -penalty [13] を用いて設定する。

Q^2 -penalty とはクロストークの影響を無視したときの Q^2 値とクロストークの影響を受けたときの Q^2 値の比である。文献[13]より、 Q^2 -penalty は以下の式(3)で求められる。

$$\frac{Q_{w/oXT}^2}{Q_{w/XT}^2} = (1 - Q_{w/XT}^2 \mu_{X,\text{total}} C_s)^{-1} \quad (3)$$

$Q_{w/oXT}^2$ はクロストークの影響を無視したときの Q^2 値であり、 $Q_{w/XT}^2$ はクロストークの影響を受けたときの Q^2 値である。 $\mu_{X,\text{total}}$ はクロストーク値の総平均、 C_s は変調方式によって定まる定数である。ここで、optical signal-to-noise ratio (OSNR) ペナルティを導入する。OSNR ペナルティの値は Q^2 -penalty の値と同値である[3]。OSNR ペナルティと $\mu_{X,\text{total}}$ の関係は $Q_{w/XT}^2 = 9.8 \text{ dB}$ (ビットエラーレート $= 1 \times 10^{-3}$) のとき、式(3)で表される。本研究では、OSNR ペナルティの値を 0.25, 0.5, 0.75, 1.0, 1.5, 2.0 と設定する。使用する変調方式を binary phase-shift amplitude modulation (BPSK), quadrature phase-shift amplitude modulation (QPSK), 8 quadrature amplitude modulation (8QAM), 16 quadrature amplitude modulation (16QAM) とする。式(3)を用いて、それぞれ設定した OSNR ペナルティと変調方式に対応したクロストークしきい値を算出する。表1はこれらクロストーク値をまとめたものである[3]。

次に、各変調方式と各 OSNR ペナルティに対応した伝送可能距離を導出する。クロストークがないときの

伝送可能距離は BPSK では 4000 km, QPSK では 2000 km, 8QAM では 1000 km, 16QAM では 500 km であるとする。OSNR ペナルティと伝送可能距離は比例関係にあるとして各 OSNR ペナルティに対する伝送可能距離を計算する。表 2 は各変調方式と各 OSNR ペナルティに対応した伝送可能距離をまとめたものである。表 1 と表 2 を組み合わせることで表 3 を得る [3]。

本研究で扱うクロストークしきい値は表 3 を参照し、設定する。ただし、クロストークしきい値は余裕をもたせた値とする。例えば、光パスが使用している変調方式が BPSK であり、光パスを埋め込んだネットワークのリンクの長さが 3760 km であったとする。表 3 に基づくと設定可能なクロストークしきい値は -29 dB から -19 dB の値があるが、ここではクロストークしきい値に -19 dB を採用し、設定可能なクロストークしきい値を小さく設定しすぎることによる光パスの更新が行えないという状況を避ける。

表 1 各変調方式と各 OSNR ペナルティに対応したクロストーク値 [dB]

Table 1 Crosstalk value [dB] corresponding to each OSNR penalty for each modulation format.

変調方式	OSNR ペナルティ [dB]					
	0.25	0.5	0.75	1.0	1.5	2.0
BPSK	-19	-17	-15	-14	-12	-11
QPSK	-22	-20	-18	-17	-15	-14
8QAM	-27	-25	-23	-22	-21	-20
16QAM	-29	-27	-25	-24	-22	-21

表 2 各変調方式と各 OSNR ペナルティに対応した伝送可能距離 [km]

Table 2 Transmission reach [km] corresponding to each OSNR penalty for each modulation format.

変調方式	No XT	OSNR ペナルティ [dB]					
		0.25	0.5	0.75	1.0	1.5	2.0
BPSK	4000	3760	3560	3360	3160	2840	2520
QPSK	2000	1880	1780	1680	1580	1420	1260
8QAM	1000	940	890	840	790	710	630
16QAM	500	470	445	420	395	355	315

表 3 各変調方式と各クロストークしきい値 [dB] に対応した伝送可能距離 [km]

Table 3 Transmission reach [km] corresponding to each crosstalk threshold [dB] for each modulation format.

変調方式	No XT	クロストークしきい値 [dB]														
		-29	-27	-25	-24	-23	-22	-21	-20	-19	-18	-17	-15	-14	-12	-11
BPSK	4000	3760	3760	3760	3760	3760	3760	3780	3760	3760	3560	3560	3360	3160	2840	2520
QPSK	2000	1880	1880	1880	1880	1880	1880	1780	1780	1680	1680	1580	1420	1260	-	-
8QAM	1000	940	940	890	840	840	790	710	630	-	-	-	-	-	-	-
16QAM	500	470	445	420	395	355	315	315	-	-	-	-	-	-	-	-

4. 整数線形計画問題による定式化

物理ネットワークを有向グラフ $G(V, E)$ とする。更新前, 更新後の光パスの資源割り当ては既に決まっており, 与えられるものとする。 C, W をそれぞれコア, スペクトルスロットの集合とし, $S = [1, |S|]$ はラウンドの集合とする。 $s \in S$ を各ラウンドの番号とし, $s=1$ で光パスは初期状態, $s = |S|$ で最終状態をとる。各光パスを $r \in R = \{0, 1, 2, \dots\}$ とし, 各光パスがとる状態の集合を $t \in T = \{\text{before}, \text{inter}, \text{after}\}$ とする。更に $t_r \in \{\text{before}, \text{inter}, \text{after}\}$ は光パス r の状態を表す。 $t_r = \text{before}$ は r が初期状態, $t_r = \text{inter}$ は r が中間状態, $t_r = \text{after}$ は r が最終状態であることを表す。この光パスの状態を集合とし, ネットワークの状態パターンを $t = \{t_0, t_1, t_2, \dots\} \in T$ とする。 T はネットワークが取り得る状態パターンの集合である。パラメータ設定を以下に書き下す。更新前, 更新後の各光パス $r \in R$ におけるクロストークしきい値をそれぞれ $\Omega_r^{\text{pre}}, \Omega_r^{\text{post}}$ とする。また, 光パスの状態パターンが t であるとき, 更新前, 更新後の光パス $r \in R$ に発生するクロストーク値をそれぞれ $m_{r,t}^{\text{pre}}, m_{r,t}^{\text{post}}$ とする。更に, 更新前, 更新後で各光パス $r \in R$ がどの物理リンク, どのコア, どのスペクトルスロットを使用しているかを表すパラメータ $y_{r,e,c,w}^{\text{pre}}, y_{r,e,c,w}^{\text{post}}$ を導入する。更新前の光パス $r \in R$ がリンク $e \in E$, コア $c \in C$, スペクトルスロット $w \in W$ を使用していたら $y_{r,e,c,w}^{\text{pre}} = 1$ となる。そうでなければ 0 をとる。同様に, $y_{r,e,c,w}^{\text{post}}$ は更新後の光パス $r \in R$ がリンク $e \in E$, コア $c \in C$, スペクトルスロット $w \in W$ を使用していたら $y_{r,e,c,w}^{\text{post}} = 1$ をとる。 $\rho_{t,r} \in \{0, 1, 2\}$ は状態パターン t での光パス要求 r の状態を表す。 $\rho_{t,r} = 0$ は初期状態, $\rho_{t,r} = 1$ は中間状態, $\rho_{t,r} = 2$ は最終状態であることを表す。決定変数を以下に書き下す。 $a_{s,r,t}$ はラウンド $s \in S$ において, 光パス $r \in R$ の状態が $t \in T$ であれば 1, それ以外なら 0 をとる。 $t = \text{before}$ のとき, 光パスは初期状態を表し, $t = \text{inter}$ のときは中間状態を, $t = \text{after}$ のとき

は最終状態を表す。 f は全ての光パスが更新後の状態となるラウンドの番号である。 $\eta_{s,r} \in \{0, 1, 2\}$ はラウンド s における光パス r の状態を表す。 $x_{s,t} \in \{0, 1\}$ はラウンド s でネットワークの状態パターンが t であれば 1 となる。更に決定変数 $d_{s,r,t}^{\text{notafter}}, d_{s,r,t}^{\text{notbefore}}$ を導入する。 $d_{s,r,t}^{\text{notafter}}$ はラウンド s でネットワークの状態が t のとき、光パス $r \in R$ が最終状態以外であるなら 1 をとる。同様に、 $d_{s,r,t}^{\text{notbefore}}$ はラウンド s でネットワークの状態が t のとき、光パス $r \in R$ が初期状態以外であるなら 1 をとる。更新前及び更新後の光パスが使用するネットワーク資源を入力とし、ネットワークの更新完了までにかかるラウンド数を最小化する問題について定式化を行う。

$$\min f \quad (4)$$

Subject to:

$$\sum_{s \in S} a_{s,r,\text{before}} + 2 \leq f, \forall r \in R \quad (5)$$

$$a_{1,r,\text{before}} = 1, \forall r \in R \quad (6)$$

$$a_{|S|,r,\text{after}} = 1, \forall r \in R \quad (7)$$

$$\sum_{t \in T} a_{s,r,t} = 1, \forall s \in S, \forall r \in R \quad (8)$$

$$\sum_{s \in S} a_{s,r,\text{inter}} = 1, \forall r \in R \quad (9)$$

$$\sum_{s \in S} a_{s,r,\text{before}} = \sum_{s \in S} \{s \times a_{s,r,\text{inter}}\} - 1, \forall r \in R \quad (10)$$

$$\sum_{s \in S} a_{s,r,\text{after}} = |S| - \sum_{s \in S} \{s \times a_{s,r,\text{inter}}\}, \forall r \in R \quad (11)$$

$$a_{s,r,\text{before}} \geq a_{s+1,r,\text{before}}, \forall r \in R, \forall s \in [1, |S| - 1] \quad (12)$$

$$a_{s,r,\text{after}} \leq a_{s+1,r,\text{after}}, \forall r \in R, \forall s \in [1, |S| - 1] \quad (13)$$

$$\eta_{s,r} - \rho_{t,r} + 2x_{s,t} \leq 2, \forall s \in S, \forall t \in T, \forall r \in R \quad (14)$$

$$\rho_{t,r} - \eta_{s,r} + 2x_{s,t} \leq 2, \forall s \in S, \forall t \in T, \forall r \in R \quad (15)$$

$$\sum_{t \in T} x_{s,t} = 1, \forall s \in S \quad (16)$$

$$\eta_{s,r} = \sum_{t \in T} t \times a_{s,r,t}, \forall s \in S, \forall r \in R \quad (17)$$

$$a_{s,r,t} \in \{0, 1\}, \forall s \in S, \forall r \in R, \forall t \in T \quad (18)$$

$$\eta_{s,r} \in \{0, 1, 2\}, \forall s \in S, \forall r \in R \quad (19)$$

$$x_{s,t} \in \{0, 1\}, \forall s \in S, \forall t \in T \quad (20)$$

$$m_{r,t}^{\text{pre}} \times d_{s,r,t}^{\text{notafter}} \leq \Omega_r^{\text{pre}}, \forall s \in S, \forall r \in R, \forall t \in T \quad (21)$$

$$m_{r,t}^{\text{post}} \times d_{s,r,t}^{\text{notbefore}} \leq \Omega_r^{\text{post}}, \forall s \in S, \forall r \in R, \forall t \in T \quad (22)$$

$$x_{s,t} + a_{s,r,\text{before}} + a_{s,r,\text{inter}} - d_{s,r,t}^{\text{notafter}} = 1 \quad (23)$$

$$\forall s \in S, \forall r \in R, \forall t \in T$$

$$x_{s,t} + a_{s,r,\text{inter}} + a_{s,r,\text{after}} - d_{s,r,t}^{\text{notbefore}} = 1 \quad (24)$$

$$\forall s \in S, \forall r \in R, \forall t \in T$$

$$d_{s,r,t}^{\text{notafter}} \in \{-1, 0, 1\}, \forall s \in S, \forall r \in R, \forall t \in T \quad (25)$$

$$d_{s,r,t}^{\text{notbefore}} \in \{-1, 0, 1\}, \forall s \in S, \forall r \in R, \forall t \in T \quad (26)$$

$$\sum_{r \in R} \{y_{r,e,c,w}^{\text{pre}} \times a_{s,r,\text{before}} + y_{r,e,c,w}^{\text{post}} \times a_{s,r,\text{after}} + (y_{r,e,c,w}^{\text{pre}} + y_{r,e,c,w}^{\text{post}}) \times a_{s,r,\text{inter}}\} \leq 1$$

$$\text{if } y_{r,e,c,w}^{\text{pre}} \neq y_{r,e,c,w}^{\text{post}}, \forall s \in S, \forall e \in E, \forall c \in C, \forall w \in W \quad (27)$$

式 (5) は各光パス要求が更新前の状態である最後のラウンドの番号は f 以下であることを表す。式 (6), 式 (7) は、ラウンド番号 1 は初期状態であり、ラウンド番号 $|S|$ は最終状態であることを表す。式 (8) は各要求が各ラウンドで初期状態、中間状態、最終状態のどれかをとることを表す。式 (9) は各要求の中間状態はどれか一つのラウンドでとることを表す。式 (10), 式 (11) は初期状態と最終状態に関する制約であり、更新は初期状態から最終状態への 1 回のみであることを保証している。式 (12), 式 (13) は最終状態から初期状態へ変わることはないことを表す。式 (14), 式 (15) は $\eta_{s,r} = \rho_{t,r}$ なら $x_{s,t} \leq 1$ となることを表し、 $\eta_{s,r} \neq \rho_{t,r}$ なら $x_{s,t} \leq 0$ となることを表す。式 (16) は全てのラウンドにおいて、ネットワークはただ一つの状態パターンをとることを表す。式 (17) は $\eta_{s,r}$ と $a_{s,r,t}$ の関係を表す。式 (18) はバイナリ変数 $a_{s,r,t}$ が取り得る数値の制約を表す。式 (19) はバイナリ変数 $\eta_{s,r}$ が取り得る数値の制約を表す。式 (20) はバイナリ変数 $x_{s,t}$ が取り得る数値の制約を表す。式 (21) は更新前の各光パスのクロストークしきい値を更新前の各光パスに発生するクロストークが超えないことを表す。式 (22) は

更新後の各光パスのクロストークしきい値を更新後の各光パスに発生するクロストークが超えないことを表す。式 (23) は $x_{s,t}$ と $a_{s,r,\text{before}}$, 若しくは $a_{s,r,\text{inter}}$ がともに 1 となる時のみ, $d_{s,r,t}^{\text{notafter}}$ が 1 をとることを表す。同様に, 式 (24) は $x_{s,t}$ と $a_{s,r,\text{inter}}$, 若しくは $a_{s,r,\text{after}}$ がともに 1 となる時のみ, $d_{s,r,t}^{\text{notbefore}}$ が 1 をとることを表す。式 (25), 式 (26) はそれぞれ $d_{s,r,t}^{\text{notafter}}$, $d_{s,r,t}^{\text{notbefore}}$ の取り得る数値の制約を表す。式 (27) は全てのラウンドで異なる光パス要求が同じリンク, 同じコア, 同じスペクトルスロットを使用することがないようにする。ある光パス要求が更新前, 更新後で同じリンク, 同じコア, 同じスペクトルスロットを使用するとき, そのリンク, コア, スペクトルスロットに関しては異なる光パス要求が同じ資源を使うことはない。

5. 発見的アルゴリズム

5.1 発見的アルゴリズムの概要

本論文のモデルでは, ネットワークの取り得る状態パターンを全て考慮することから, 計算時間の大きさが問題になると予想される。そこで発見的アルゴリズムを考案し, 計算時間の短縮を試みる。

発見的アルゴリズムでは本論文のモデルと同様に, 2 段階更新手法を用いて光パスの更新を考える。全ての光パスが初期状態, あるいは最終状態であるとき, クロストークに関する制約は満たされているものと仮定する。更新前と更新後の各光パスの使用するネットワークのリンク, コア, スペクトルスロットを入力とし, 全ての光パスが最終状態となるラウンドの番号とその更新スケジュールを出力とする。発見的アルゴリズムでは各ラウンドにおいて各光パスを中間状態とした際に, 発生するクロストークをそれぞれ計算する。クロストークに関する制約を満たしている光パスを全て一つのラウンド内で更新する逐次的なアルゴリズムである。

5.2 発見的アルゴリズムの全体の流れ

発見的アルゴリズムの手順を説明する。

各ラウンドにおいて初期状態である光パスの集合から, ランダムに一つの光パスを中間状態とし, その際に発生するクロストークを計算する。発生したクロストークがクロストークしきい値以下であれば, そのまま光パスを中間状態とする。一方, 発生したクロストークがクロストークしきい値を超える場合は, そのラウンド内では光パスは更新不可能とし, 初期状態へ戻す。この処理を全ての光パスに対して行う。その後,

Algorithm 1 Heuristic algorithm

Input: $y_{r,e,c,w}^{\text{pre}}, y_{r,e,c,w}^{\text{post}}, R, n_{\text{max}}$
Output: $s, a_{s,r}$

```

1: Set  $n_{\text{re}} = 0$ 
2: Set  $a_{s,r} = 0$ , for all lightpaths and all rounds
3: Set  $s = 1$ 
4: Set  $p = |R|$ 
5:  $U^{\text{pre}} = R$ 
6:  $U^{\text{non-pre}} = \emptyset$ 
7: while  $U^{\text{non-pre}} \neq R$  do
8:   if  $n_{\text{re}} \geq n_{\text{max}}$  then
9:      $n_{\text{re}} = 0$ 
10:    Let  $p + 1$  be the maximum number of lightpaths that were
        updated at one round in the previous cycle
11:    if  $p=0$  then
12:      No solution exists
13:      break
14:    end if
15:  end if
16:   $s = s + 1$ 
17:  for  $r \in U^{\text{pre}}$  in random order do
18:    Calculate the value of XT when  $r$  is in post-update state using
         $y_{r,e,c,w}^{\text{pre}}, y_{r,e,c,w}^{\text{post}}$  for all lightpaths.
19:    if the value of XT is equal to or less than the XT threshold then
20:      Remove  $r$  from  $U^{\text{pre}}$ 
21:      Put  $r$  in  $U^{\text{non-pre}}$ 
22:      Set  $a_{s,r} = 1$ 
23:    end if
24:  end for
25:  if  $s >$  the number of lightpaths plus 2 then
26:     $n_{\text{re}} = n_{\text{re}} + 1$ 
27:     $s = 1$ 
28:     $a_{s,r} = 0$ , for all lightpaths and all rounds
29:    return to line 7
30:  end if
31: end while
32:  $s = s + 1$ 

```

中間状態とした光パスの状態を最終状態とし, 次のラウンドへ進む。全ての光パスの状態が最終状態となるまで, 上記の動作を繰り返し, 全ての光パスの状態が最終状態となるラウンドの番号とその光パスの更新スケジュールを出力する。

Algorithm 1 に発見的アルゴリズムを記述する。Algorithm 1 で使用されている s はラウンドの番号を表し, U^{pre} , 及び $U^{\text{non-pre}}$ はそれぞれ初期状態である光パスの集合, 初期状態以外の状態である光パスの集合を表す。 $a_{s,r}$ はラウンド s で光パス r が中間状態なら 1, それ以外なら 0 をとる出力変数である。はじめに発見的アルゴリズムでは, 光パスをランダムに更新し, 更新可能な全ての光パスを一つのラウンド内で更新する。更新が完了するラウンド番号の最大値は (光パスの数)+2 である。このラウンドを経ても更新が完了しない場合, 全ての光パスを更新するのは不可能である

と判断する。 s 及び $a_{s,r}$ の値をリセットして、ラウンド 2 へ戻り、再びランダムに光パスを更新する。このとき、リセット回数を n_{re} に記録する。また、リセット回数の上限値 n_{max} を入力として導入する。リセット回数が上限値を上回れば、一つのラウンド内で更新可能な光パスを全て更新するようなスケジューリングでは全ての光パスを更新するのは不可能であると判断し、一つのラウンド内で更新できる光パスの上限数を設ける。この値を p とする。 p の値の初期設定は、光パスの数である。ある一つの p の値を用いて更新を行った一連の動作をサイクル (Algorithm 1 では、cycle と記述する) と呼ぶ。一つのサイクルで更新は不可能と判断した場合、前のサイクルにおいて、一つのラウンド内で更新した光パスの最大値から 1 を引いた値を p と設定し、再びサイクルを実行する。 p の値が 0 となれば、更新が完了する光パスの更新スケジュールは存在しないと判断し、アルゴリズムを終了する。

5.3 発見的アルゴリズムの計算量

発見的アルゴリズムの時間計算量を分析する。発見的アルゴリズムでは、Algorithm 1 の line 18 にて他の光パスとの間で発生するクロストークを計算する。ある更新後の光パスと、更新前または更新後の全ての光パスとの間で発生するクロストークを計算することからステップ数は $2|R|$ となる。加えて、Algorithm 1 の line 17 から line 24 にあるようにこの操作を光パスの数だけ繰り返す。したがって、あるラウンド数におけるクロストークを計算するステップ数は $2|R|^2$ である。ラウンド数に関して、line 25 にあるようにラウンド数が光パスの数 +2 を上回ると更新の完了が不可能であると判断され、リセット回数 n_{re} の値を 1 増やして line 17 へ戻る。更新が完了するスケジュールの場合、必ず各ラウンドで更新する光パスが一つ以上存在することから、更新が不可能と判断されるラウンド数として、光パスの総数に 2 を加えた値を設けている。したがって、更新にかかるラウンド数は最大で $|R| + 2$ となり、クロストークを計算するステップ数は最初と最後のラウンドを除き、最大 $|R|$ 回繰り返される。以上よりリセット回数 $n_{re} = 0$ で更新スケジュールを出力する場合のステップ数は最大で $2|R|^3$ となる。 $n_{re} = n$ で解を出力する場合、ステップ数は最大で $2n|R|^3$ となる。続いて、更新が不可能と判断されるまでの計算量を分析する。更新がリセットされる回数の上限は n_{max} である。リセット回数 n_{re} が n_{max} を上回ると、line 10 にあるように前のサイクルで一つのラウンドで

更新した光パスの最大数より 1 小さな値を更新可能な光パスの最大値として設定する。更新可能な光パスの最大値が 0 になると、更新が不可能と判断される。前のサイクルにおいて、一つのラウンド内で更新した光パスの最大数は最大で $|R| - 1$ であるから、更新が不可能と判断されるとき、line 17 から line 24 を最大で $n_{max}(|R| - 1)$ 回繰り返す。したがって、本アルゴリズムの最大ステップ数は $2n_{max}|R|^3(|R| - 1)$ であり、時間計算量は $O(n_{max}|R|^4)$ となる。

6. 性能評価

6.1 評価条件

本評価では、図 4 に示す 6-node 16-link network (ノードの数が 6、有向リンクの数が 16) と図 5 に示す NSFNET (ノードの数が 14、有向リンクの数が 42) を用いて性能評価を行う。それぞれのネットワークに対して、ネットワークに埋め込む光パスの数を 5 から 10 の間で値を変えて、更新が完了するまでの平均ラウンド数及び計算時間を比較する。本研究で扱う光ノードは、Fan-in/Fan-out (FIFO) デバイス及びシングルコアファイバ光スイッチで構成される。マルチコアファイバから入力された光信号は、FIFO デバイスにより

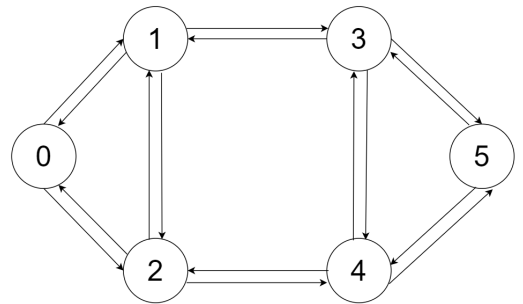


図 4 6-node 16-link network
Fig. 4 6-node 16-link network.

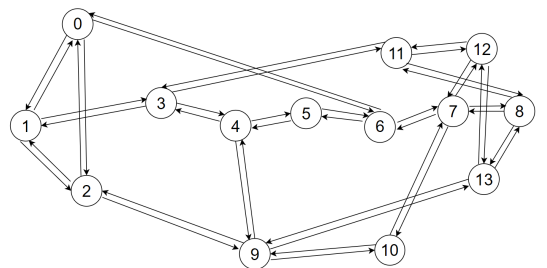


図 5 NSFNET
Fig. 5 NSFNET.

シングルコアファイバに分離され、スイッチングされる。したがって、本研究では、光ノード内のコア間クロストークを考慮しないものとする。また、文献[14]では、FIFO デバイスを使用した場合の FIFO デバイス内部におけるクロストーク量は -64 dB 以下であると報告されている。したがって、FIFO デバイス内部で発生するクロストーク量は、本研究で扱うコア間クロストーク量より十分小さく、考慮しないものとする。FIFO デバイスによる挿入損失は光ネットワークの設計段階で考慮され、適切に光増幅器等が設置されているものとする。本性能評価では 3 コアのマルチコアファイバをリンクに使用する。既存研究において、3 コアファイバが用いられている研究が存在する。例えば文献[3]では、光ネットワーク上の光パスのコア、スペクトルスロット、リンク及び変調方式を決定する問題において、3 コアファイバを用いてシミュレーション実験を行っている。また、文献[15]のように、3 コアファイバに適用可能な EON の資源割り当てモデルが検討されている。3 コアファイバの構造を図 6 に示す。どの二つのコアも互いに隣接する位置関係にある。本論文で使用しているクロストーク量の計算式は電力結合理論[12]に基づいている。文献[12]では、クロストーク量の決定にトレンチアシストタイプのマルチコアファイバを想定している。したがって、本研究においても、トレンチアシストタイプのマルチコアファイバを想定する。6-node 16-link network ではスペクトルスロット数は 8、NSFNET ではスペクトルスロット数は 4 とする。発見的アルゴリズムのみを用いた評価ではスペクトルスロット数は 15 とする。

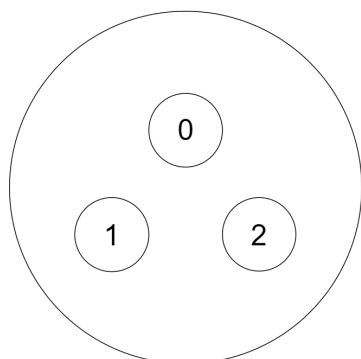


図 6 コアの構造
Fig. 6 Structure of core.

6.1.1 入出力設定

各ネットワークの各リンクの長さは一様分布を用いた関数により、315 km から 500 km の間の 5 の倍数の中でランダムな値をとる。各光パスの経路を以下の手順により生成する。はじめにリンクの接続テーブルを作り、ランダムにリンクを選択する。次に接続テーブルから次のリンクを選択する。これ以上先に進めなくなるか、若しくはある一定の確率で選択を終了する。この生成法に得られた経路の始点を光パスの始点、経路の終点を光パスの終点とする。各光パスが使用する変調方式は光パスの長さを決定した後、使用可能な変調方式の中で、最もビットレートが高い変調方式を採用する。

本論文のモデルでは実行不可能な解が得られることがあるが、そのような解は性能評価では考えず、実行可能解が得られたシナリオのみを採用する。線形計画問題を解くためのソルバーとして IBM ILOG CPLEX 22.1.0.0 を使用する。計算機環境は CPU が Intel(R) Xeon(R) CPU E3-1270 v6 @ 3.80 GHz、メモリが 64 GB である。

6.1.2 $n_{\max}$ の決定基準

発見的アルゴリズムにおいて、 $n_{\max}$ の値によっては、目的関数の値が変わることがある。あるサイクル内で解が得られなかったとき、一つのラウンドで更新できる光パスの上限値を、前のサイクルの上限値より小さい値に変更して、次のサイクルへ移行する。したがって、複数のサイクルを経て更新を行うほど、目的関数の値が大きい値になる可能性が高まる。一つのサイクル内で更新が終わる可能性はリセット回数の上限値 $n_{\max}$ に依存する。これらのことから、最適化アプローチとヒューリスティックアプローチを比較する際に、 $n_{\max}$ の決定基準を設ける必要がある。

$n_{\max}$ をむやみに大きい数値にすると、サイクル内で解が得られない状況が続く際、発見的アルゴリズムの解の出力に時間がかかることがある。トランザクションシステムやセキュリティアプリケーション等では 99.999% に近いサービス可用性が求められる[8]。つまり、週間ダウンタイムは約 6 秒程になる。週に 1 回、光パスの更新が必要となる状況が起こり得ると仮定して、この 6 秒という数値を目安とする。6 秒間で発見的アルゴリズムの解が出力でき、より目的関数の小さな値を出力し、計算時間が小さくなる $n_{\max}$ を採用する。発見的アルゴリズムが 6 秒以内に解が得られれば、6 秒が経過するまで再度発見的アルゴリズムを

実行し、解を取得する。

あるシナリオにおける具体的な $n_{\max}$ の決定基準を図 7 を用いて説明する。図 7 はあるシナリオにおいて 6 秒間発見的アルゴリズムを実行し、得られたラウンド数の最小値と全体の試行回数に対して最小値を出力した回数の比を各 $n_{\max}$ の値について算出した図である。まず、6 秒が経過するまで数回発見的アルゴリズムを実行した結果、最小値を取得した $n_{\max}$ の値を性能評価で使用する $n_{\max}$ とする。最小値を取得した $n_{\max}$ が複数ある場合、各 $n_{\max}$ に対して、最小値を取得する頻度を比較する。より最小値を取得する頻度が高い $n_{\max}$ を採用する。最小値を取得する頻度が最大である $n_{\max}$ の値が複数ある場合、計算時間を短縮するために、より小さな $n_{\max}$ の値を採用する。具体的な $n_{\max}$ の決定過程を図 7 を用いて説明する。図 7 によると $n_{\max}$ の値が全ての値で、得られた目的関数値のなかで最小の値を取っている。最小値が同じである $n_{\max}$ について、全体の試行回数に対して最小値を出力した回数の比を見ていく。 $n_{\max}$ が 3 以上になると最大値の 100% をとることがわかる。図 7 を参照して、最大値の 100% を取っている $n_{\max}$ の値なら任意の値を選択可能とする。このようにして $n_{\max}$ の値を決定する。

6.2 ベンチマークモデル

本論文の提案モデルとの比較対象として、光ネットワーク更新中に発生するコア間クロストークを考慮しないモデルをベンチマークモデルとして導入する。ベンチマークモデルでは、提案モデルと同様に、2 段階更新手法を用いて光パスの更新を行う。このモデルを

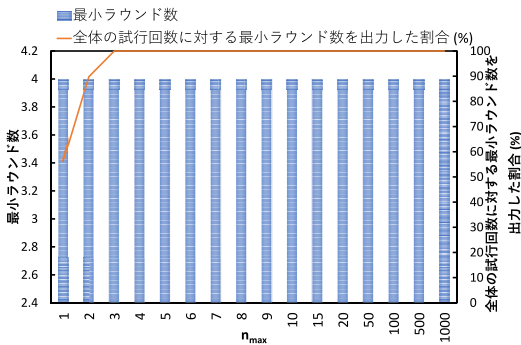


図 7 $n_{\max}$ に対するラウンド数の最小値と全体の試行回数に対する最小ラウンド数を出力した回数の比

Fig. 7 Minimum number of rounds for $n_{\max}$ and ratio of number of times minimum number of rounds is output to total number of trials.

整数線形計画問題として以下のように定式化する。

$$\min f \quad (28)$$

Subject to: (5)–(20), (27)

入力及び出力は提案モデルと同様である。ベンチマークモデルで出力される光パス更新スケジュールは、更新中に発生するコア間クロストークの制約を満足しない場合がある。ベンチマークモデルと提案モデルの性能を比較することにより、提案モデルでコア間クロストークを考慮することの影響を明らかにする。ベンチマークモデルの整数線形計画問題を解いて光パス更新スケジュールを得る手法をベンチマークアプローチと呼ぶ。

6.3 数値評価

6.3.1 更新が完了するまでのラウンド数

5 から 10 までの各光パス数において、10 シナリオを用意し、最適化アプローチ、ヒューリスティックアプローチ及びベンチマークアプローチを用いて得られたスケジュールのラウンド数について平均値を比較する。

図 8 に 6-node 16-link network の平均ラウンド数を示す。6-node 16-link network では、全てのシナリオにおいて最適化アプローチとヒューリスティックアプローチのラウンド数の差はなかった。ベンチマークアプローチでは、光パス数 7 の平均ラウンド数は 3.1 であり、その他の光パス数において、平均ラウンド数は 3 であった。提案モデルでは、ベンチマークモデルと比較して、更新が完了するまでのラウンド数が最大で 51.9% 増加した。また、提案モデルでは、光パス数の増加とともに更新にかかる平均ラウンド数は増加する傾向にある。

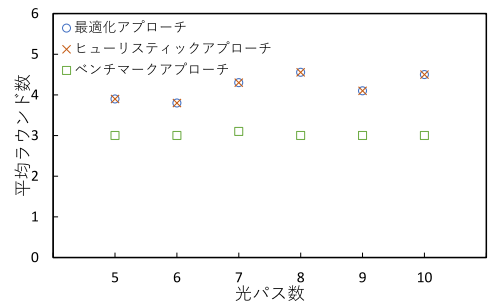


図 8 各光パス数における 6-node 16-link network での平均ラウンド数

Fig. 8 Average number of rounds in 6-node 16-link network for each number of lightpaths.

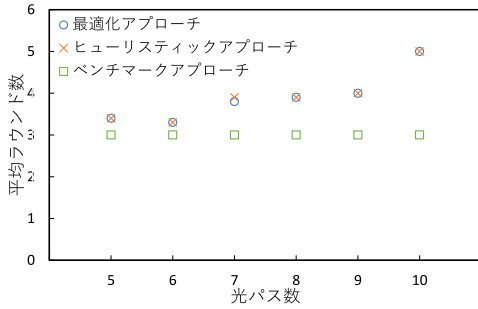


図9 各光パス数における NSFNET での平均ラウンド数
Fig. 9 Average number of rounds in NSFNET for each number of lightpaths.

図9に NSFNET での平均ラウンド数を示す。NSFNET では、光パス数7以外において最適化アプローチとヒューリスティックアプローチの更新にかかる平均ラウンド数の差はなかった。平均ラウンド数に差がみられた光パス数7では、ヒューリスティックアプローチの平均ラウンド数は最適化アプローチの目的関数値よりも2.6%大きくなった。これらのことから大規模なネットワークにおいても最適化アプローチと発見的アルゴリズムで更新にかかる平均ラウンド数はほとんど変わらないと言える。ベンチマークアプローチでは、全てのシナリオにおいて平均ラウンド数は3であった。ベンチマークアプローチを最適化アプローチ及びヒューリスティックアプローチと比較することにより、コア間クロストークを考慮することで更新が完了するまでのラウンド数は最大で66.7%増加することがわかる。また、6-node 16-link network と同様に、光パス数の増加とともに更新にかかる平均ラウンド数は増加する傾向にある。

ベンチマークアプローチでは、ある更新後の光パスがある更新前の光パスと同じリンク、コア及びスペクトルスロットを使用するときに限り、更新が完了するまでのラウンド数が増加する。今回の評価では、このようなシナリオが6-node 16-link network の光パス数7のときのみ発生した。それ以外のシナリオでは、更新が完了するまでのラウンド数は一定の値をとった。

6.3.2 計算時間

5から10までの各光パス数において、10シナリオを用意し、最適化アプローチ、ヒューリスティックアプローチ及びベンチマークアプローチの計算時間について平均値を比較する。

図10に6-node 16-link network での平均計算時間を、

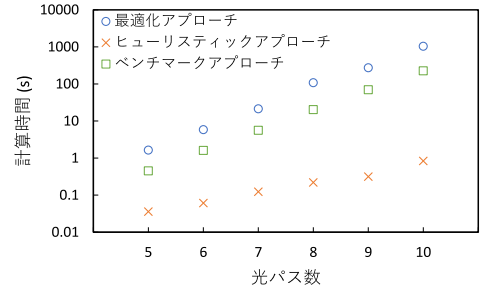


図10 各光パス数における 6-node 16-link network での計算時間 [s]
Fig. 10 Computation time [s] in 6-node 16-link network for each number of lightpaths.

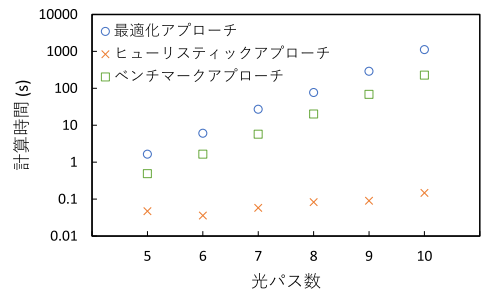


図11 各光パス数における NSFNET での計算時間 [s]
Fig. 11 Computation time [s] in NSFNET for each number of lightpaths.

図11に NSFNET での平均計算時間を、それぞれ示す。両方のネットワークにおいて、同じ光パス数では、最適化アプローチの計算時間が最大となり、次いで、ベンチマークアプローチ、ヒューリスティックアプローチの順となった。いずれのアプローチでも光パス数の増加に伴い、計算時間が増加した。また、整数線形計画問題を解く二つのアプローチとヒューリスティックアプローチの計算時間の差は大きくなった。NSFNETにおいて、光パス数5での平均計算時間は、最適化アプローチが1.644(s)、ベンチマークアプローチが0.489(s)、ヒューリスティックアプローチが0.047(s)であるのに対し、光パス数10での平均計算時間は、最適化アプローチが1114.654(s)、ベンチマークアプローチが226.957(s)、ヒューリスティックアプローチが0.147(s)であった。

光パス数の増加に伴い、最適化アプローチ及びベンチマークアプローチでは計算時間が急増する。その理由は以下のとおりである。最適化アプローチ及びベンチマークアプローチにおいて、 T に関する制約式及び決定変数が多くある。 T の要素である t はネットワー

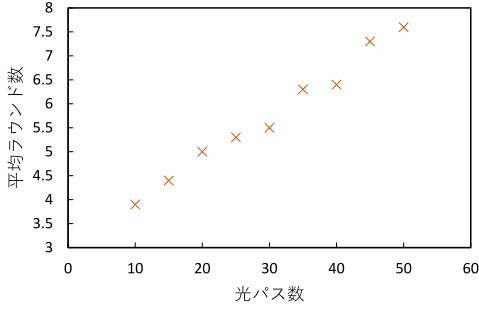


図 12 各光パス数における NSFNET での平均ラウンド数 (光パス数 10 以上)

Fig. 12 Average number of rounds in NSFNET for each number of lightpaths (ten or more lightpaths).

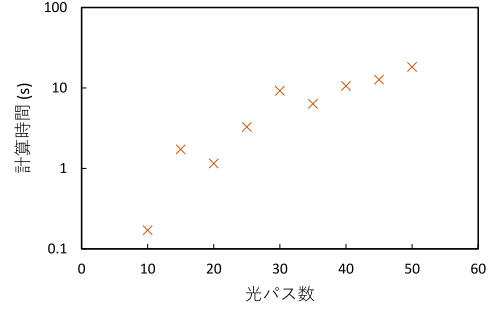


図 13 各光パス数における NSFNET での計算時間 [s] (光パス数 10 以上)

Fig. 13 Computation time [s] in NSFNET for each number of lightpaths (ten or more lightpaths).

クの状態パターンであり、 T 要素数は $|R|^3$ ある。したがって、光パス数の増加に伴い T の要素数が急増し、 T の増加に伴い、最適化アプローチ及びベンチマークアプローチの制約式及び決定変数が増加する。ベンチマークアプローチの計算時間が最適化アプローチの計算時間より小さいのは、 T に関する決定変数 $d_{s,r,t}^{\text{notbefore}}, d_{s,r,t}^{\text{notafter}}$ が存在しないことが原因であると考えられる。

6.4 発見的アルゴリズムの特性

10 以上の光パス数が接続されている状況においてヒューリスティックアプローチを適用し、発見的アルゴリズムの特性を評価する。10 から 50 までの各光パス数において、10 シナリオを用意し、発見的アルゴリズムの平均ラウンド数と平均計算時間を評価する。

6.4.1 更新が完了するまでのラウンド数

図 12 に各光パス数における NSFNET での更新にかかる平均ラウンド数を示す。図 12 にあるように、光パス数の増加に伴い、更新が完了するまでのラウンド数は増加する傾向にある。光パス数を増加させると、ネットワーク資源の総量に対して、光パスが使用するネットワークの資源の量の割合が増加する。したがって、各光パスの更新を行う際、他の光パスからのクロストークの影響を受ける光パスの割合が増加し、更新が完了するまでのラウンド数が大きくなる。図 12 によると、光パス数 10 のときの平均ラウンド数は 3.9 であったのに対し、光パス数 50 のときの平均ラウンド数は 7.6 であった。

6.4.2 計算時間

図 13 に各光パス数における NSFNET での計算時間を示す。図 13 にあるように、基本的に光パス数の増加に伴い、発見的アルゴリズムを実行する計算時間は

増加する傾向にある。5.3 で述べたように、光パスの更新においてリセットを行わないときのアルゴリズムのステップ数は最大で $2|R|^3$ である。したがって、光パスの更新においてリセットを行わないときの計算時間は、光パス数の増加に伴い増加する。しかし、図 13 の光パス数 15 や 30 での計算時間に着目すると、光パス数 15 での計算時間が光パス数 20 の計算時間を上回っていたり、光パス数 30 での計算時間が光パス数 35 の計算時間を上回るような結果が取得された。この原因として、光パス数 15 及び 30 でのシナリオにおいて発見的アルゴリズムを実行する際、更新のリセットが行われたことが考えられる。発見的アルゴリズムを実行する中で更新をリセットすると、これまでの更新スケジュールを全て破棄して再度光パスの更新を行うため計算時間が増加する。更にリセット回数 n_{re} がリセットの上限値 n_{max} を超えるような場合では、アルゴリズムの最大ステップ数は $2n_{\text{max}}|R|^3(|R|-1)$ となり、計算時間が大きく増加する。更新のリセットは、ある光パスが更新された後、別の光パスがクロストークの制約を満足できないために更新が完了しないことが原因で発生する。Algorithm 1 の line 17 にあるように、更新する光パスはランダムに選択される。光パス数 15 及び 30 において更新のリセットが実行されたのは、Algorithm 1 の line 17 で更新する光パスをランダムに選択した結果、偶発的に上記の原因に当てはまる光パスの更新順序が選択されたことが考えられる。

7. む す び

本論文では、マルチコアファイバを用いた光ネットワークにおいてコア間クロストークを考慮した光パス更新モデルを提案した。提案モデルでは、電力結合理

論を用いて、各光パスに発生するクロストーク量を数値化し、全てのラウンドで各光パスに発生するクロストーク量がしきい値以下であることを保証しながら全ての光パスの更新を行うことが可能な光パスの更新スケジュールを決定する。提案モデルを整数線形計画問題として定式化した最適化アプローチと、提案モデルに対するヒューリスティックアプローチを考案した。提案モデルとの比較対象として、コア間クロストークを考慮しないモデルをベンチマークモデルとして導入した。性能評価では、最適化アプローチ、ヒューリスティックアプローチ及びベンチマークアプローチの性能を、更新が完了するまでのラウンド数と計算時間の二つの観点で評価した。提案モデルに基づく二つのアプローチを用いた場合、ベンチマークアプローチと比較して、平均ラウンド数の最大増加量は 66.7% であった。また、ヒューリスティックアプローチを用いた場合、最適化アプローチを用いる場合と比較して、99% 以上のシナリオで平均ラウンド数が同じ値をとり、平均ラウンド数の増加量は高々 2.6% であった。計算時間の観点では、最適化アプローチが最大となり、次いで、ベンチマークアプローチ、ヒューリスティックアプローチの順となった。ヒューリスティックアプローチを用いることで、整数線形計画問題を解く二つのアプローチより計算時間が短縮されることが示された。

将来課題として、ノードに光-電気-光変換器を搭載したエラスティック光ネットワークでの光パス更新モデルを考案することがある。このような光ネットワークでは、光パスが使用するスペクトルスロットはリンクによって変更することが可能である。したがって、使用するスペクトルスロットに柔軟性が生まれ、より多くの光パス要求を収容することが可能になる。一方、本論文の提案モデルでは、各光パスの使用するスペクトルスロットは始点から終点の間で不変のものであった。ノードに光-電気-光変換器を搭載したエラスティック光ネットワークでの光パス更新モデルに拡張することにより、増加する光パス接続要求に対応可能なモデルになると考えている。

謝辞 本研究は JSPS 科研費 21H03426 及び 23H03382 の助成を受けたものである。

文 献

- [1] C. Sharma and N.K. Gondhi, "Communication protocol stack for constrained IoT systems," 2018 3rd Int. Conf. Internet of Things: Smart Innovation and Usages (IoT-SIU), pp.1-6, 2018.
- [2] A. Mitra, D. Ives, A. Lord, S. Savory, S. Kar, and P. Wright, "Network equipment and their procurement strategy for high capacity elastic optical networks," J. Optical Communications and Networking, vol.8, no.7, pp.A201-A211, 2016.
- [3] K. Takeda, T. Sato, B.C. Chatterjee, and E. Oki, "Joint inter-core crosstalk- and intra-core impairment-aware lightpath provisioning model in space-division multiplexing elastic optical networks," IEEE Trans. Network and Service Management, vol.19, no.4, pp.4323-4337, 2022.
- [4] H. Tode and Y. Hirota, "Routing, spectrum, and core and/or mode assignment on space-division multiplexing optical networks [invited]," J. Optical Communications and Networking, vol.9, no.1, pp.A99-A113, 2017.
- [5] C. Wen, P. Yang, Q. Liu, J. Luo, and L. Yu, "Minimizing congestion impairment of network update in SDN: A flow-based solution," 2018 10th Int. Conf. Wireless Communications and Signal Processing (WCSP), pp.1-6, 2018.
- [6] J. Halder, T. Acharya, and U. Bhattacharya, "A novel RSCA scheme for offline survivable SDM-EON with advance reservation," IEEE Trans. Network and Service Management, vol.19, no.2, pp.804-817, 2022.
- [7] S. Ba, B.C. Chatterjee, and E. Oki, "Performance of route partitioning scheme for hitless defragmentation in elastic optical networks," 2017 Int. Conf. Computing, Networking and Communications (ICNC), pp.392-396, 2017.
- [8] S. Ba, B.C. Chatterjee, S. Okamoto, N. Yamanaka, A. Fumagalli, and E. Oki, "Route partitioning scheme for elastic optical networks with hitless defragmentation," J. Optical Communications and Networking, vol.8, no.6, pp.356-370, 2016.
- [9] M. Zhang, Y. Yin, R. Proietti, Z. Zhu, and S.J.B. Yoo, "Spectrum defragmentation algorithms for elastic optical networks using hitless spectrum retuning techniques," 2013 Optical Fiber Communication Conference and Exposition and the National Fiber Optic Engineers Conference (OFC/NFOEC), pp.1-3, 2013.
- [10] A. Bravalheri, M.G. Alabarcé, A.S. Muqaddas, P. Giaccone, and A. Bianco, "Experimental validation of time-synchronized operations for software-defined elastic optical networks," J. Optical Communications and Networking, vol.10, no.1, pp.A51-A59, 2018.
- [11] M. Reitblatt, N. Foster, J. Rexford, C. Schlesinger, and D. Walker, "Abstractions for network update," Proc. ACM SIGCOMM 2012 Conference on Applications, Technologies, Architectures, and Protocols for Computer Communication, pp.323-334, SIGCOMM '12, Association for Computing Machinery, New York, NY, USA, 2012. <https://doi.org/10.1145/2342356.2342427>
- [12] T. Hayashi, T. Taru, O. Shimakawa, T. Sasaki, and E. Sasaoka, "Design and fabrication of ultra-low crosstalk and low-loss multi-core fiber," Opt. Express, vol.19, no.17, pp.16576-16592, Aug. 2011. <https://opg.optica.org/oe/abstract.cfm?URI=oe-19-17-16576>
- [13] T. Hayashi, T. Sasaki, and E. Sasaoka, "Behavior of inter-core crosstalk as a noise and its effect on Q-factor in multi-core fiber," IEICE Trans. Commun., vol.E97-B, no.5, pp.936-944, May 2014.
- [14] K. Watanabe, T. Saito, K. Imamura, and M. Shiino, "Development of fiber bundle type fan-out for multicore fiber," 2012 17th Opto-Electronics and Communications Conference, pp.475-476, 2012.

- [15] B.C. Chatterjee, A. Wadud, I. Ahmed, and E. Oki, "Priority-based inter-core and inter-mode crosstalk-avoided resource allocation for spectrally-spatially elastic optical networks," *IEEE/ACM Trans. Networking*, vol.29, no.4, pp.1634–1647, 2021.

(2023 年 7 月 31 日受付, 11 月 23 日再受付,
2024 年 1 月 12 日早期公開)



川口 陽大

2023 京都大学工学部電気電子工学科卒。
同年同大学院情報学研究科通信情報シ
ステム専攻、現在に至る。



佐藤 丈博 (正員)

2010 慶大・理工・情報卒。2011 同大大学
院修士課程了。以来、光ネットワーク及び
仮想化ネットワークの設計・制御手法の研
究に従事。2011～2012 同大大学院グローバ
ル COE プログラム“アクセス空間支援基盤
技術の高度国際連携”研究員。2012～2015
日本学術振興会特別研究員。2016 慶大大学院後期博士課程了。
同年同大特任助教。2017 京大助教。2021 京大准教授、現在に
至る。博(工)。IEEE シニア会員。



大木 英司 (正員：フェロー)

1991 慶大・理工・計測卒。1993 同大学院
修士課程了。同年日本電信電話(株)入社。
以来、ネットワーク設計・制御、スイッチ、プ
ロトコル、及び、ネットワークシステムの研
究開発に従事。2001～2002 米国 Polytechnic
University 大学 (Brooklyn, New York) 客員研
究員。2008 電通大准教授。2013 同大教授。2017 京大教授。工
博。IEEE フェロー。