情報処理学会論文誌　数理モデル化と応用　**Vol.9　No.2　9–19 (Aug. 2016)**

ネットワークトポロジー設計のための パラメトリックな全域木生成

大家 万明[1]　渡辺 俊典[1]　古賀 久志[1,a)]

受付日 2015年11月10日，再受付日 2016年1月5日，
採録日 2016年2月4日

概要：広域物理ネットワークのトポロジー設計では，伝統的に Star，Bus，Ring などのトポロジー型を用いてリンク構成を定めることがなされてきた．しかし，近年見られるトポロジー設計を最適化問題として解くアプローチでは，論理ネットワーク設計を想定し，制約条件としてトポロジー型を考慮しない．構造的な型ベースのトポロジーは現代の物理ネットワーク設計でも重要なので，本研究ではトポロジー設計問題を生成するネットワーク（解）の型に制約を設けて解く．本研究の特色は，型に制約を付けた最適化問題における解候補集合の新しい生成方法である．提案手法では，ネットワークの運用コストを定めるリンク長とリンク容量の両者を考慮するため，新たに工夫した重み付きリンクコストを導入する．そして，重み付けパラメータを変えながら，Kruskal の最小全域木アルゴリズムを適用するだけで，リンク容量が小さい Star から総リンク長最小の MST（Minimum Spanning Tree）までを網羅的に生成する．さらに提案手法では，総トラフィック量が多いノードを中心とする局所 Star クラスタがつながった全域木（Spanning Tree）という物理ネットワーク設計に適したトポロジーも生成できる．全域木の特徴空間という概念を導入し提案手法の特性を数学的に考察した．

キーワード：ネットワークトポロジー，型指向設計，最小全域木，パラメトリックリンクコスト

A New Parametric Spanning Tree Generation for Network Topology Design

Kazuaki Oya[1]　Toshinori Watanabe[1]　Hisashi Koga[1,a)]

Received: November 10, 2015, Revised: January 5, 2016,
Accepted: February 4, 2016

Abstract: This paper studies the design of a wide-area physical network. Traditionally, such a network has been constructed by combining subnetworks of specific shapes such as star, bus and rings. However, recent approaches which reduce the network design problem to some optimization problem do not consider the network shape as the constraint. Hence, we formulate this design problem as some optimization problem with the constraint on network shape and develop an interesting method to generate solution candidates. In order to consider both of the link length and the link capacity dominating the running cost of networks, we introduce a new idea of the weighted link cost, where w is a weighting parameter. Then, the Kruskal minimum spanning tree algorithm is applied to the set of links with the weighted link costs and outputs the network topology. The proposed method generates a set of spanning trees from the star to the minimum link-length MST by changing w. Remarkably, it can generate tree structures which connect several local star structures. We also analyze the proposed method theoretically on the newly introduced spanning tree feature space.

Keywords: network topology, shape respecting design, parametric link weight, spanning tree

1. はじめに

通信ネットワークの役割は，与えられたノード間のすべての通信を実現することである．全ノード間に通信リンク

[1] 電気通信大学大学院情報システム学研究科
Graduate School of Information Systems, The University of Electro-Communications, Chofu, Tokyo 182–8585, Japan
[a)] koga@is.uec.ac.jp

を設定する完全グラフの構成が理想的ではあるが，コストなどの制限から，完全グラフの一部のリンクを選んで通信を実現することになる．トポロジー設計問題とは基本的にはこのリンクの選定問題である．このとき，孤立ノードを生じさせないために，全ノードは最低でも連結する．性能を確保するために，全ノード間での通信の平均遅延時間が長大とならないようにする．さらに信頼性を確保するために，リンクやノードを冗長化する，などの課題を考慮しつつ，低コストかつ保守性の高い構成を設計することが望まれる．通信ネットワークのコストは一般にリンクコストとノードコストの合計であり，広域ネットワークではリンクコストが支配的になる．本論文では広域物理ネットワークを対象とする．

広域物理ネットワークのトポロジー設計では，経験的に設計されたリンク構成案に対して，想定トラフィックに対する性能（遅延）とコストを見積もり，リンク構成案の妥当性を評価することが伝統的になされる．以下では，この伝統的なトポロジー設計方法を説明する．

リンク構成の設計においては，与えられたノード間のトラフィック行列とノードの地理的な位置を用いて，通信量が多くかつ適度に地理的に分散したノード群をクラスタ中心として選定し，周辺ノードを近隣のクラスタ中心と接続するというノードのクラスタリング処理が中心となる．このとき，クラスタ内部では多くの場合 Star，Bus，Ring などの典型的なトポロジーの型を用いてノードを接続する [1]．同様に，クラスタどうしもトポロジーの型を用いて接続される．クラスタ中心が定めにくい場合には，クラスタ数をパラメトリックに変更して複数個のリンク構成案を求め，その中から良いものを人間が選択することもなされる [1]．

トポロジーの型に関しては Star と Bus はその構造の単純さ，高い保守性，特性面での個性により，業務ニーズに応じて使い分ける形で広く利用されてきた．音声ネットワークとデータネットワークが分離していた時代には，遅延時間を重視する音声ネットワークではホップ数（つまり，経由するリンク数）が少ない Star 型，遅延時間を重視しないデータネットワークでは総リンク長削減のために Bus 型が採用された．両者の統合ネットワークでは Star と Bus の組合せが採用される [1]．パケット通信が両者を統合した現代でも，環境に応じてこれらの型を活用する例は多い．たとえば，通信遅延に敏感な金融系ネットワークでは Star 型が重用される．

リンク構成が定まった後，各リンクの容量を指定するとネットワークが決定される．ここでリンク容量は要求される遅延条件を充足するように定める．この時点で各リンクの長さと容量が決まり，ネットワークの月次コストも定まる．以上より，正常時に利用されるネットワーク構成案が得られる．異常への対応は，上記の案に冗長リンクを付加するのが一般的である．また，トラフィック量が変化した場合は，既設ネットワークのリンク容量を増加したり，新ノードを追加導入したりするなどの局所変更で対応する [2]．

このような伝統的なネットワークのトポロジー設計手法とは対照的に，トポロジー設計を指定された遅延条件下でリンクコストを最小化する最適化問題として取り扱う研究も数多く見られる．Kleinroch はトポロジー設計を以下の最適化問題 TD（Topology Design）として定式化した [3]．

入力

(1) ノード集合 $N = \{1, 2, \ldots, n\}$．

(2) トラフィック行列 $\mathrm{FM} = \{f_{ij} | i, j \in N, i \neq j\}$
- f_{ij}：ノード i，j 間のフロー帯域 (bps)

(3) ノード間距離行列 $\mathrm{DM} = \{d_{ij} | i, j \in N\}$
- d_{ij}：ノード i，j を結ぶリンク l_{ij} の長さ

(4) リンクコスト関数 $g(c, d)$ (千円/月)
- c: リンク容量 (bps)
- d: リンク長 (Km)
- $g(c, d)$ は c，d それぞれに対して単調増加．一般的には，c，d が大きくなるにつれてマス効果によりコスト増加の傾きは逓減する．

(5) 平均遅延時間制約 t(秒/bit)

出力：物理リンク行列 $\mathrm{LM}= \{c_{ij} | i, j \in N, i \neq j\}$,
- c_{ij} は l_{ij} の容量である．i，j が接続されない場合 $c_{ij} = 0$.

目的関数：リンクコストの合計 $\mathrm{LC} = \sum g(c, d)$ を最小化する LM を求めよ．ここで $\sum$ はネットワークの全物理リンクに関する合計を表す．

制約条件：LM で定まるネットワーク構成で，FM で指定されたトラフィックに対して平均遅延時間 t が達成されること．

Kleinroch らはこの問題を，リンク構成決定とリンク容量決定とからなる 2 段階の発見的手法により解いた．前者は，コスト関数の勾配に沿った山登り法を用いる．後者は，FM と LM から各リンクの平均遅延を待ち行列モデルで計算する [3], [4]．このリンク遅延モデルは Kleinroch 公式として著名である．バースト性トラフィックへの Kleinroch 公式の適用限界についての議論はあるが，Kleinroch らの手法はネットワーク性能評価の第 1 選択手法として近年においても広く用いられている．

Kleinroch 以降，トポロジー設計を最適化問題として定式化するアプローチは，計算機ネットワークの応用分野の拡大により様々な展開が見られる．しかし，その多くは制約条件として Star，Bus などのトポロジー型を考慮しない．このため，論理ネットワーク設計には有効であるが，冒頭で述べた広域物理ネットワークのトポロジー設計 [1] で重視されるトポロジーの型への指向性が弱い．しかし，現代ネットワークにおいても構造的な型ベースのトポロジー設

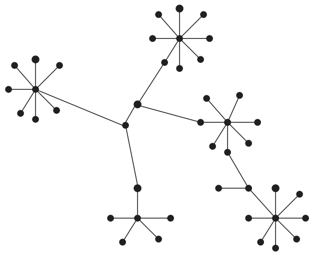


図 1　局所星状木
Fig. 1　Localized star.

計は重要である．

そこで本研究ではトポロジー設計問題を生成するネットワーク（解）の型に制約を設けて解く．本研究の特色は型に制約を付けた最適化問題に対する，遅延制約条件を充足する解候補集合の新しい生成方法である．問題 TD の目的関数 LC がリンク容量とリンク長で定まることに着目し，提案手法ではリンク長最小の MST（Minimum Spanning Tree）[*1]からリンク容量が小さい Star までの木群をパラメトリックに生成する．個々の解候補は，完全グラフの各リンクに，リンク長とトラフィック量の重み付き和を与えて Kruskal の最小全域木アルゴリズム（以下 Kruskal アルゴリズム）を適用して生成する．提案手法におけるパラメータは重み付け係数 w ただ 1 つであり，w を変化させるだけで多様な木群を生成する．提案手法は以下の特徴を持つ．

- リンク構成として，送受信トラフィック量の多い拠点ノードをクラスタ中心とする局所的な Star（以下，局所星状）クラスタが連結された全域木（以下，局所星状全域木）を出力できる．これは冒頭で述べた広域物理ネットワークの設計で要求されるトポロジーである．**図 1** に局所星状全域木の例を示す．このように局所星状全域木とは，局所的な Star が連結されて全域木を構成するものである．
- 生成されるネットワークの平均リンク長は w に関して単調増加し，平均リンク容量は w に関して単調減少する傾向を持つ．目的関数 LC はリンク容量とリンク長に関して単調増加なので，この性質は解候補の中で LC を最小化する w を見つけることが難しくないことを示す．
- ノード数 n に関して多項式時間で動作する．

なお，提案手法で生成されるトポロジーは全域木であり，ノード間に冗長経路を持たない．このため，ノードやリンクが故障するとネットワークが分断される．耐故障性に関しては本論文では議論しないが，生成した全域木を局所的に書き換えて局所星状クラスタをリングで連結したり，局所星状クラスタそのものをリングに変換したりすることで，冗長性を確保するヒューリスティクスを我々は文献 [5] で提案している．

以下 2 章では関連研究を述べる．3 章では典型的なトポロジー型である Bus と Star を取り上げ，それらが平均リンク長と平均リンク容量に関して対照的であることを示す．4 章では提案するパラメトリックな全域木生成手法を述べ，その性質を数学的に考察する．5 章では提案手法を利用した最適解探索アルゴリズムを説明する．6 章では実験により全域木生成手法が 4 章で述べた性質を満足することを示す．

2.　関連研究

まず，Kleinroch 以降のトポロジー設計を最適化問題として解くアプローチについてまとめる．実時間制御分野では，制約条件として平均遅延の代わりにすべてのノードペア間の遅延行列が与えられている研究がある [6]．信頼性向上のためリンク冗長性を新たな制約条件として追加する研究もある [7], [8]．

さらに，様々な制約条件が課された場合は，求解が困難になるため確率的探索手法である GA 法や SA 法が適用される [6], [7], [9], [10], [11]．制約条件として，ホップ数制限，ノード数（リンク数）制限，リンクの容量制限，独立冗長パスの個数などを課する例もある [10], [12]．複雑な制約条件を充足させるための部分解合成法も提案されている．たとえば文献 [10] では，すべてのノード間の可能通信パスを事前に求めておき，GA 法を用いてそれらの合成解で制約を満たすものを見出す．文献 [12] では，制約条件を満たす小規模ネットワークを準備しておき，それらの階層的組合せを動的計画法（DP）で求めることで全体の制約を充足させている．単一解を求める代わりに，複数の有望解を求めるアプローチもある．代表例は，競合する複数の目的関数を導入するパレート最適化法である．たとえば文献 [13] では，平均遅延時間とリンクコストを目的関数とし，複数の非劣解の中から最終解を人が選ぶ．リンクコストとノードコストを目的関数とする例もある [14]．同様に文献 [15] では，ロバスト性とコストの点で異なるペアのネットワークをパラメトリックに求めている．

ここまで述べた最適化問題に帰着するアプローチではトポロジーに型の制約を課さない．本研究と同様に型に制約を設ける手法としては，トポロジー設計を次数制約付き最小木（Degree-Constrained MST，DCMST）問題 [16] として解く手法がある [17]．DCMST は各ノードの次数が定数 d 以下という制約条件の下での最小全域木である．全域木において特定のノードの次数が高いと，そのノードが故障すると多くのノードペア間の経路が遮断される．そのようなクリティカルノードを作らないために，DCMST では次数の上限値を設けた．DCMST におけるコスト関数はあくまでもリンク長の合計である．本研究と違ってコストがリンク容量に依存しないと仮定しており，リンク容量の最小

[*1] 全ノードを連結する全域木の中で，リンク重みの総和が最小のものを Minimum Spanning Tree という．

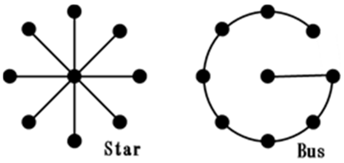


図 2　Star と Bus
Fig. 2　Star and Bus.

化は考慮していない．2 ノード間 i，j を結ぶ物理リンク l_{ij} の長さ d_{ij} はトポロジーによらないが，リンク容量 c_{ij} はどのトラフィックが l_{ij} を通過するかに依存するのでトポロジーと独立ではない．よって我々の研究ではより複雑なリンクコストモデルを取り扱っているといえる．また，DCMST 問題は NP 困難であり GA で求解が必要で計算量が大きい [18]．これに対して，我々の手法は Kruskal アルゴリズムを利用してノード数 n に関する多項式時間で動作する．また，文献 [9] では，LAN を対象に全域木型のネットワークトポロジーを生成する手法を提案している．しかし，ノードクラスタの個数と代表ノードを人間が与える必要があり，各ノードをどの代表ノードと接続するかを GA で求める．

3.　Star と Bus

本章では，伝統的な広域物理ネットワークのトポロジー設計で使われる代表的なトポロジー型である Star と Bus を取り上げ，それらがトラフィック行列で指定されたトラフィックを収容するのに必要な平均リンク長，平均リンク容量が大きく異なることを示す．平均リンク長，平均リンク容量の定義を示す．

定義 1（平均リンク長）　木 T に対し，T を構成する全リンクの長さの平均値を T の平均リンク長と呼ぶ．

定義 2（平均リンク容量）　木 T に対し，T を構成する全リンクの容量の平均値を T の平均リンク容量と呼ぶ．

図 2 に示す Star と Bus を考える．Star，Bus はどちらも全域木なので，リンク数は $n-1$ 本である．議論を容易化するために，ノードは中心と周囲の円周上（半径 $= r$）に等間隔に配置する．そして，トラフィックフローは，すべてのノードペア間のトラフィック量が等しく定数 f であるとする．つまり，$\forall i, j, i \neq j$ に対し，$f_{ij} + f_{ji} = f$．このとき，平均リンク長は，Star で r，Bus で約 $\frac{r(2\pi+1)}{n-1}$ [*2]である．

次に平均リンク容量を考える．Star の場合，中心ノードと末端ノード i をつなぐリンクには i からの送受信トラフィックのみ流れる．よって，このリンクの容量は $f \times (i$ 以外のノード数$) = (n-1)f$ である．したがって，平均リンク容量も

$$(n-1)f. \tag{1}$$

*2　円周 $2\pi r$+半径 r を総リンク長としており，厳密な値ではない．

次に，Bus について考える．一般性を失わずノードは Bus 上で $1, 2, \cdots, n$ の順に並ぶとする．このとき，ノード i（$1 \leq i \leq n$）から i 以外のノードへの $n-1$ 本のパスの合計ホップ数は $\sum_{j=1}^{i-1} j + \sum_{j=1}^{n-i} j$ となる．各パス上を i に対する大きさ f のフローが流れるので，i に対する入出力フロー群ののべ容量は $f(\sum_{j=1}^{i-1} j + \sum_{j=1}^{n-i} j)$．よって，Bus を構成するリンクの総容量は

$$\frac{f}{2}\sum_{i=1}^{n}(\sum_{j=1}^{i-1} j + \sum_{j=1}^{n-i} j) \tag{2}$$

$$= \frac{f}{2}\sum_{i=1}^{n}\sum_{j=1}^{i-1} j + \frac{f}{2}\sum_{i=1}^{n}\sum_{j=1}^{n-i} j = \frac{f}{2}\sum_{i=1}^{n}\sum_{j=1}^{i-1} j + \frac{f}{2}\sum_{k=1}^{n}\sum_{j=1}^{k-1} j$$

$$= f\sum_{i=1}^{n}\sum_{j=1}^{i-1} j = \frac{n(n-1)(n+1)f}{6}. \tag{3}$$

式 (2) で分母の 2 はフローが始点と終点でダブルカウントされるのを補正する．2 段目の式変形では $k = n+1-i$ とおいている．平均リンク容量は式 (3) を $(n-1)$ で割って，式 (4) になる．

$$\frac{n(n+1)f}{6}. \tag{4}$$

以上より，平均リンク長は Star が $O(1)$，Bus が $O(\frac{1}{n})$ であり，平均リンク容量は式 (1)，(4) より，Star が $O(n)$，Bus が $O(n^2)$ となる．すなわち，Star はノード間のホップ数が少ない分，1 つのリンクが長いが，同一リンク上を流れるフロー数は少ないので平均リンク容量が小さい．逆に，Bus はノード間のホップ数が大きい分，1 つのリンクが短いが，多くのフローが同一リンクを経由するため平均リンク容量が大きい．このように Star と Bus は平均リンク長，平均リンク容量が大きく異なり，1 章で述べたように用途に応じて使い分けられる．Star の平均リンク容量最小性に関しては以下の 2 つの定理が成り立つ．紙面の都合上，証明は省略する．

定理 1　すべてのノード間のトラフィック量が等しいとき，指定されたトラフィックを収容するのに必要な平均リンク容量が最小となる全域木は Star である．

定理 2　各ノード間のトラフィック量が異なる場合，平均リンク容量が最小となる Star は，送受信トラフィック総量が最大のノードを中心に配置したものである．

4.　パラメトリックな全域木生成手法

3 章で述べたように Star と Bus は平均リンク長，平均リンク容量に関して対照的な関係にある．本研究では，Star，Bus，およびその中間の性質を持つ全域木を網羅的に解候補の集合として生成することを試みる．しかし，リンク長を最小にする Bus を求めるのは困難なので，平均リンク長最小の MST を Bus の代替と見なし，リンク長最小の MST から，リンク容量が小さい Star までの木群をパラメトリッ

クに生成する手法を提案する．提案手法ではパラメトリックにリンク構成案を生成したあと，各リンク構成案に対して遅延制約条件を満たす解を生成して解候補の集合とする．

4.1　リンク構成案の生成

提案手法では，平均リンク長最小の MST，平均リンク容量が小さい Star，さらにその中間の局所星状全域木をすべて Kruskal アルゴリズムによって得る．

最初にノード i，j 間のリンク l_{ij} の重み u_{ij} を以下で定義する．

$$u_{ij} = (1-w)d_{ij} - wa_{ij} \tag{5}$$

$0 \le w \le 1$ は重み付け係数であり，提案手法における唯一のパラメータである．$0 \le d_{ij} \le 1$ は最も長いリンク長が 1 となるように正規化した距離である．$0 \le a_{ij} \le 1$ は，i，j の入出力フローの合計容量から定まる変数で，式 (6) で定義される．

$$a_{ij} = \frac{\max\{f_i, f_j\}}{\max_k f_k} \tag{6}$$

ここで，$f_i = (f_{i*} + f_{*i})$ であり，f_{i*} はノード i からの全出力フローの合計容量，f_{*i} はノード i への全入力フローの合計容量である．式 (6) の分母 $\max_k f_k$ は a_{ij} を 1 以下に正規化する．そして，a_{ij} は，ノード i，j のうち，入出力フローの合計容量 f_i，f_j が大きい方によって支配される．以下ではこのノードをリンク l_{ij} の支配ノードと呼ぶ．

係数 w に対するリンク構成は，式 (5) のリンク重み u_{ij} の下で Kruskal アルゴリズムを用いて得られる全域木 ST(w) である．Kruskal アルゴリズムの辺選択に関して，式 (5) の項 $(1-w)d_{ij}$ は短いリンクを優先する効果を持ち，項 $-wa_{ij}$ は，総トラフィック量の多いノードに接続されたリンクを優先する効果を持つ．

提案手法では w を変更するだけで，平均リンク長最小の MST から，Star までの木群を，1 章で述べたノードクラスタ（局所星状クラスタ）の個数を多様に変えて生成できる．さらに，w が増加すると，総トラフィック量の大きいノードがノードクラスタの中心になるという広域物理ネットワークに望ましい特徴を持つ．この特徴を以下に性質 1 としてまとめる．

性質 1　すべてのノード k の f_k が互いに相異なるとき，式 (5) の u_{ij} の下で，ST(0) は MST となり，ST(1) は送受信トラフィック総量が最大のノードを中心とする Star となる．また w が増加すると，総トラフィック量の大きいノードが局所星状クラスタの中心となるが，その一方で局所星状の数自体は減少する傾向を持つ．

性質 1 が成立する理由を説明する．$w = 0$ では $u_{ij} = d_{ij}$ なので，ST(0) は総リンク長を最小にする MST である．$w = 1$ では $u_{ij} = -a_{ij}$ となる．ノード m を f_m が最大となるノードと定義する．m と接続するリンク l_{mj} に対して式 (6) の分母，分子はどちらも f_m となり $a_{mj} = 1$ が成立する．任意の i，j に対して，$a_{ij} \le 1$ なので，a_{mj} は最大値になっている．$u_{mj} = -a_{mj} = -1$ となる．Kruskal アルゴリズムは，重みの小さい $n-1$ 個のリンクを採用するため，ノード m につながる $n-1$ 個のリンクが採用される．これはノード m を中心とした Star である．　□

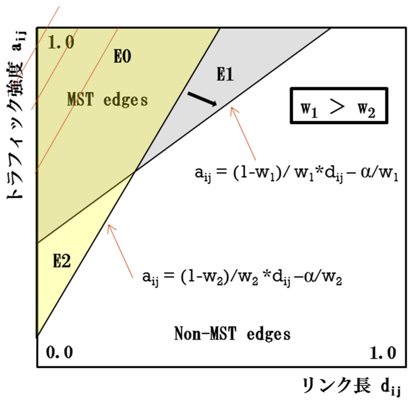


図 3　パラメータ w による選択されるリンクの特性変化
Fig. 3　Features of chosen links for different w values.

次に，w が増加すると特定の総トラフィック量の多いノードのみ次数が大きくなって，局所星状の数が減る傾向を持つことを述べる．リンク l_{ij} を 2 次元の点 (d_{ij}, a_{ij}) で表す特徴空間（**図 3**）を考える．すべてのリンクはこの空間上で 1 つの点で表され，ノード数が n のとき，全ペアに相当する $\frac{n(n-1)}{2}$ 個の点がこの特徴空間内に存在する．また，a_{ij} の定義から支配ノードが同じリンクの y 座標は等しい．さらにノード k は f_k が大きいほど多くのリンクを支配するので，特徴空間内では y 座標が大きい領域に多くのリンクが存在する．

ここで，u_{ij} が定数 α となるリンク群はこの空間上で以下の直線で表現できる．

$$a_{ij} = \frac{1-w}{w}d_{ij} - \frac{\alpha}{w}$$

リンク l_{kl} の特徴点 (d_{kl}, a_{kl}) が，この直線より上部/線上/下部のどこに属するかに応じてリンク l_{kl} の重みは α より小/同一/大となる．この直線は w が大きくなると傾き $\frac{1-w}{w}$ が減少する．図 3 に $w_1 > w_2$ のときの様子を示す．この結果，w が大きくなると y 座標の大きいリンクの重みが相対的に減少する．たとえば，図 3 では $w = w_1$ のとき，領域 E1 内のリンクが領域 E2 内のリンクより重みが小さい．したがって，w が大きくなると f_k の値が大きいノード k に支配されたリンクの重みが小さくなり，Kruskal アルゴリズムにより採用されやすくなる．この結果，w が増加すると，特定の総トラフィック量の多いノードのみ次数が大きくなる．そして，総トラフィック量の多いノードを中心としたサイズが大きな局所星状クラスタが生成されるが，局所星状の数自体は減る．　□

4.2　リンク容量の決定

ここでは ST(w) が最適化問題 TD で指定された平均遅延時間制約 t を達成するように，各リンクの容量 c_{ij} を決定する．

4.2.1　物理リンクに対する負荷の算出

トラフィック行列 FM を ST(w) の物理リンク上に割り付ける．具体的には，2 つのノード k，l 間のパスに含まれる全リンクに負荷 f_{kl} を割り当てる．FM の全要素を割り当てた結果として，ST(w) の各リンク l_{ij} の負荷 h_{ij} が求まる．

4.2.2　物理リンク容量の決定

リンク l_{ij} の容量 c_{ij} を式 (7) で決める．ここで，$x > 0$ は仮決めパラメータで，h_{ij} にその x 倍を上乗せする．

$$c_{ij}(x) = c_{ji}(x) = (1 + x)h_{ij}. \tag{7}$$

Kleinroch の公式 (8) を用いて，パラメータ x の下での平均遅延時間 $t(x)$ が求まる．

$$t(x) = \sum_{l_{ij} \in \mathrm{ST}(w)} \frac{h_{ij}}{\gamma} * \frac{1}{c_{ij}(x) - h_{ij}}. \tag{8}$$

式 (8) で γ は負荷 h_{ij} を ST(w) の全リンクに対して合計した値である．つまり，$\gamma = \sum_{l_{ij} \in \mathrm{ST}(w)} h_{ij}$．そして項 $\frac{1}{c_{ij}(x) - h_{ij}}$ は，リンク l_{ij} での待ち時間である．つまり，式 (8) は重み $\frac{h_{ij}}{\gamma}$ の下でのリンク遅延の重み付き平均である．式 (7) を式 (8) に代入すると

$$t(x) = \sum_{l_{ij} \in \mathrm{ST}(w)} \frac{1}{\gamma x} = \frac{n-1}{\gamma x} \tag{9}$$

が得られる．式 (9) から遅延時間 $t(x) = t$ を充足する x を求めると，$x = \frac{n-1}{\gamma t}$ になる．これを式 (7) に代入して，各リンクの容量を決定する．以上のプロセスで平均遅延時間 t を満たす，ST(w) に対するリンク容量行列 LM が得られる．これは，問題 TD のパラメータ w の下での解なので LM(w) と表現できる．w を変化させて LM(w) を収集することで，最適化問題に対する解候補集合が得られる．

4.3　解候補集合が持つ性質

問題 TD の目的関数 LC $= \sum g(c, d)$ は採用されたリンクの長さと容量から決定される．そこで，本節では ST(w) の平均リンク長，平均リンク容量について考察し，w が増えると ST(w) の平均リンク長が増加し，逆に平均リンク容量が減少することを示す．その後，この特徴が持つ利点を 4.3.1 項で議じる．

全域木 T が与えられると，定義 1，2 に従って T の平均リンク長と平均リンク容量が計算できるが，これらをそれぞれ m(d)，m(c) と表記する．この表記法において，m() は全域木を構成する $n-1$ 本のリンクに対して平均値を計算する関数で，引数がリンクの特徴量である．たとえば，

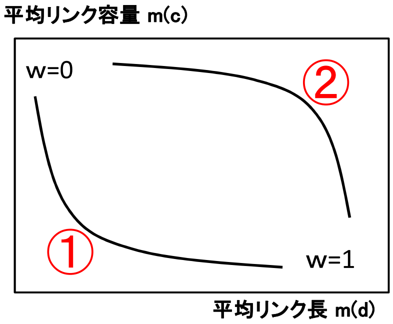


図 4　ST(w) の平均リンク長と平均リンク容量

Fig. 4　Average link length and average link capacity of ST(w).

m(d) は $n-1$ 本のリンクに対するリンク長 d の平均値である．

全域木に対して (平均リンク長 m(d), 平均リンク容量 m(c)) で構成される 2 次元特徴空間を導入する（**図 4**）．たとえば，ST(1) の Star は 3 章で述べた議論から，平均リンク長が大きく，平均リンク容量が小さいのでこの特徴空間内で右下の領域に存在する．逆に ST(0) の MST は平均リンク長が最小で，平均リンク容量が大きいので特徴空間内で左上の領域に存在する．

性質 2　平均遅延時間 t を実現する ST(w) の平均リンク長 m(d) と平均リンク容量 m(c) は，それぞれ w に対して単調増加，単調減少となる傾向を持つ．とくにパラメータ w を変化させて得られる (m(d),m(c)) の軌跡は下に凸となる傾向を持つ．

この軌跡は平均遅延時間が t となる解集合を表すので，解集合の等遅延線と呼ぶ．

w の変化にともなうリンクの特性変化に着目し，性質 2 の概念的証明を与える．以下の議論では，図 3 に示したリンクの特徴空間内に点（リンク）が十分密に分布することを仮定する．一般に広域物理ネットワークには多数ノードが存在するので，ノード間の可能リンク数は多い．さらに，ノード間のリンク長，フロー帯域は小から大まで広く分散する．したがって，リンクの特徴空間内に点が十分密に存在するというのは自然な仮定である．

w が増加すると図 3 で説明した重みが等しいリンクを表す直線の傾きが緩やかになる．この結果，Kruskal アルゴリズムが図 3 の領域 E1 内のようなリンク長が大きいリンクを採用するようになるため m(d) は増加する．よって，m(d) は w に関して単調増加傾向である．

次に w と m(c) の関係について論じる．w が増加すると，平均リンク長が増加する結果，任意のノードペア間のホップ数は減少する．これは w が増加すると ST(w) のトポロジーが Star に近づくことからも理解できる．この結果，各フローが経由するリンク数が減少し，リンクあたりの平均通信負荷は減少する．つまり，平均負荷は w に関して単調減少する傾向を持つ．ST(w) の各リンク容量 c_{ij} はリンク負荷 c_{ij} を $x * h_{ij} = \frac{(n-1)h_{ij}}{\gamma t}$ だけ増加

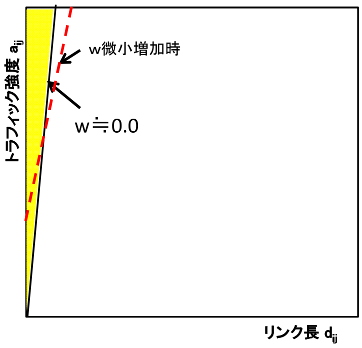


図 5　$w \approx 0$ でのリンク選択

Fig. 5　Link selection when $w \approx 0$.

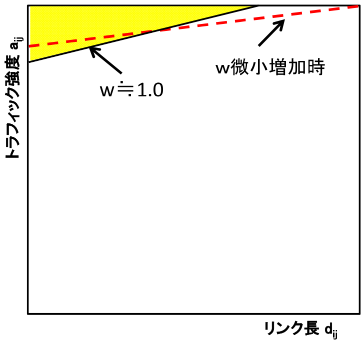


図 6　$w \approx 1$ でのリンク選択

Fig. 6　Link selection when $w \approx 1$.

させた値である．この増加分の全リンクに対する平均は $\sum_{l_{ij} \in \mathrm{ST}(w)} \frac{(n-1)h_{ij}}{\gamma t(n-1)} = \sum_{l_{ij} \in \mathrm{ST}(w)} \frac{h_{ij}}{\gamma t} = \frac{\gamma}{\gamma t} = \frac{1}{t}$．となる．つまり，$\mathrm{ST}(w)$ の平均リンク容量は平均負荷より $\frac{1}{t}$ だけ大きい．$\frac{1}{t}$ は w によらない定数なので，$\mathrm{m}(c)$ は平均負荷と同様に w に関して単調減少傾向である．

以上より，w が増加すると $(\mathrm{m}(d), \mathrm{m}(c))$ の軌跡は図 4 において左上から右下に向かって単調減少する傾向を持つ．軌跡の形状が図 4 の①か②のどちらであるかを判別するために，$w \approx 0.0$ において，w を少し増加させた場合の採用されるリンクの特性変化に注目する（**図 5** 参照）．図 5 はリンクの特徴空間である．$w \approx 0.0$ のときに Kruskal アルゴリズムに採用されたリンク重みの最大値を $\hat{\alpha}$ とする．図 5 の黄色の三角形の斜め辺は重みが $\hat{\alpha}$ となるリンクを表す直線

$$a_{ij} = \frac{1-w}{w} d_{ij} - \frac{\hat{\alpha}}{w}$$

である．$w \approx 0.0$ のとき，直線の傾き $\frac{1-w}{w}$ が大きいため三角形は縦長の形状になる．Kruskal アルゴリズムが採用するリンクはすべてこの縦長の三角形の内部に存在するが，これは $w \approx 0.0$ のときはリンク長が短いリンクを優先して Kruskal アルゴリズムが選択することを意味する．ここで w をわずかに増加させることを考える．リンク特徴空間内の点密度が高いとき，Kruskal アルゴリズムが採用するリンクの最大値を表す直線は急激には変化せず，傾きがわずかに減少し図 5 の赤い点線に変化する．Kruskal アルゴリズムはやはり赤い点線より左上側の領域内のリンクを採用するが，w 増加前の直線の傾きが大きいため，リンク長の増加はわずかで a_{ij} の増加は大きい．よって，前者より $\frac{\Delta m(d)}{\Delta w} \approx 0$，後者より総トラフィック量が多い特定ノード（局所星状クラスタの中心ノード）の次数が増加してより Star に近づくため $\frac{\Delta m(c)}{\Delta w} < 0$．

逆に $w \approx 1.0$ で w が増加すると，黄色三角形の斜め辺の傾き $\frac{1-w}{w}$ が小さいので Kruskal アルゴリズムが選択するリンクの a_{ij} の値はほとんど増加せず，d_{ij} の値が大きく増加する（**図 6**）．よって，$\frac{\Delta m(d)}{\Delta w} > 0$．さらに式 (5) より，$w \approx 1.0$ では $u_{ij} \approx -a_{ij}$ であるため，a_{ij} が変化しないと

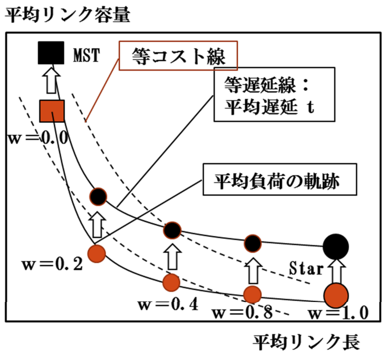


図 7　最小コスト解の性質

Fig. 7　Characteristics of the solution minimizing the total link cost.

生成されるリンク構成が Star からあまり変化せず平均負荷および平均リンク容量も変化しない．よって $\frac{\Delta m(c)}{\Delta w} \approx 0$．

以上より，$(\mathrm{m}(d), \mathrm{m}(c))$ の軌跡は $w \approx 0.0$（図 4 の左上）で垂直に近く，$w \approx 1.0$（図 4 の右下）で水平に近い．すなわち①の形状になり，下に凸となる傾向を持つ．

4.3.1　性質 2 の利点

ここでは，性質 2 がどのような利点をもたらすかについて考察する．

最適化問題の目的関数 LC$= \sum g(c, d)$ は各物理リンクのリンクコスト $g(c, d)$ の合計である．ノード数 n の全域木には $n-1$ 個のリンクが存在することから，$g(c, d)$ の平均値を $\mathrm{m}(g(c, d))$ とおくと，LC$= (n-1)\mathrm{m}(g(c, d))$ が成り立つ．$\mathrm{m}(g(c, d))$ を直接取り扱うのは難しいので，以下では LC$\approx (n-1)g(\mathrm{m}(c), \mathrm{m}(d))$ と近似できる場合について議論する．そして，このような場合は LC を最小化する w を見つけることが難しくないことを大まかに示す．

LC$\approx (n-1)g(\mathrm{m}(c), \mathrm{m}(d))$ であるとき，**図 7** の特徴空間内に，コスト LC が一定値 γ となる等コスト線を定義できるなお，図 7 は図 4 と同様に，$\mathrm{ST}(w)$ に採用された $n-1$ 本のリンクの平均リンク長が横軸で，平均リンク容量が縦軸である．図 7 では等コスト線を破線で示している．等コスト線の形状を考えてみよう．コスト関数 $g(c, d)$ は c と d に関して単調増加である．よって，LC が一定値 γ という条件下で $\mathrm{m}(c)$ を増加させると $\mathrm{m}(d)$ は減少する．

よって，等コスト線は特徴空間内で右肩下がりになる．さらに，$g(c,d)$ は c，d が大きくなるにつれてコスト増加の傾きが小さくなる．したがって，等コスト線は下に凸である．よって性質 2 より，解候補の等遅延線も等コスト線もどちらも下に凸である．

解候補の中で LC≈ $(n-1)g(\mathrm{m}(c),\mathrm{m}(d))$ を最小化する解は，γ の値を変化させて等コスト線が解の等遅延線と接するときの接点である．これは，2 つの曲線が両方とも下に凸であることから唯一存在する．したがって，LC を最小化する w を見つけることは難しくない．

さらに上記議論は，等コスト線の形状から，LC を最小化する解が Star に近いのか MST に近いのかを推測できるという興味深い事実も示している．等コスト線の傾きが水平に近い場合は，接点の位置が特徴空間内で右下になり Star に近付く．逆に傾きが垂直に近い場合は，接点の位置が特徴空間内で左上になるので MST に近付く．

4.4　計算量

ここでは解候補 1 つを生成するのに要する時間計算量を考える．リンク構成案は，ノード数 n の完全グラフに対して Kruskal アルゴリズムを実行すればよいので，$O(n^2 \log n^2) = O(n^2 \log n)$ の計算量で生成可能である．

次にリンク容量の決定であるが，各リンクに対する負荷を算出する必要がある．これは全ノードペア間のパスにトラフィック行列 FM を割り当てなくてはならない．全ノードペア間のパスは各ノードを始点として木の深さ優先探索をすれば求まる．木の深さ優先探索の計算量は $O(n)$ なので，全ノードペア間のパスは結局 $O(n^2)$ で求まる．FM の負荷 f_{ij} はノード i，j 間のパスを構成するリンクに割り当てられる．したがって，FM の全要素を割り当てるの必要な計算量は全ノードペア間のパスのホップ数の合計に比例する．ここで，全ノードペア間のパスのホップ数の合計はリンク構成に依存するが，1 つのパスのホップ数は n を超えないので，最悪ケースでも $O(n^3)$ に収まる．とくに Star などのように直径が定数となるトポロジーに対しては，全ノードペア間のパスのホップ数の合計は $O(n^2)$ になる．

以上より，解候補 1 個を生成するのに要する時間計算量は $O(n^3)$ を超えることはなく，多項式時間であることが示せた．

5.　特徴空間上での問題 TD の解法

ここでは 4 章で得られた解候補集合の中から，解を選択する．各解候補に対するコストを計算し，コストが小さくなるような解（リンク構成とリンク容量）を選択する．

5.1　解候補に対するコストの計算

入力として与えられたリンク長行列 DM とリンクコスト関数 $g(c,d)$ から，4 章の手法を用いてパラメータ w の下で求めたリンク容量行列 LM に対して，リンクコストの合計 LC= $\sum g(c,d)$ を厳密に計算できる．これを LC(w) と書く．

5.2　解選択

係数 w のリストをあらかじめ与えれば，解候補の集合 $\{\mathrm{ST}(w), \mathrm{LM}(w), \mathrm{LC}(w)\}$ を得ることができるので，それらの中から好ましいものを選ぶ．一般には，目的関数である LC(w) を最小にすることが望まれるが，ネットワーク管理の都合上，最小ホップ数や，ノード次数に制限がある場合にはそれらを案の選択時に考慮することもできる．

提案した TD の解法は解候補を列挙して，その中からコストが最小になるものを選ぶという素朴な手法である．このため，解候補の数が多いとコスト計算にかかる時間が多くなることが懸念される．しかし，提案手法における解空間はパラメータが w のみで 1 次元なので，様々な w に対して解候補を列挙しても計算量は爆発しない．4.4 節の議論から解候補 1 個の生成する計算時間は $O(n^3)$ なので，$|W|$ を試す w の種類数とすると本解法の計算量は $O(|W|n^3)$ であり，n に関して多項式時間となる．

リンク構成 ST(w)，コスト LC(w) は w に関して非連続的に変化する．このため，$|W|$ が小さいとコスト最小値を達成する w を見逃す危険性が生じる．$|W|$ を増やすことがこの危険性への対策であるが，提案手法の計算量は $|W|$ に関して線形オーダなので，対策を実現するのは困難ではない．なお，ST(w)，LC(w) の非連続の程度はリンク特徴空間（図 3）の点密度が疎であるほど激しい．しかし，4.3 節で述べたように広域物理ネットワークでは，構成ノード数が多くリンク特徴空間に点が密に存在するので現実には非連続性は低いことが期待できる．

6.　実験

6.1　実験の目的

次に示す基本機能を実験により確認する．

(F1) パラメータ w の変化に従い，Star 型から平均リンク長最小の MST までのトポロジー生成が可能なこと，また局所星状クラスタ（ノードクラスタ）の個数が w の増加によって単調減少傾向を持つこと．

(F2) 先述した性質 2 を確認すること．すなわち，パラメータ w の増加にともない，平均リンク長が単調に増加し，平均リンク容量が単調に減少する傾向を持つこと．および，平均リンク長 m(d)，平均リンク容量 m(c) の軌跡 (m(d),m(c)) が下に凸となる傾向を持つことを確認する．

(F3) 上記 F2 の基礎となる，パラメータ w の変化にともない，図 3 で説明した Kruskal アルゴリズムが選択するリンクの傾向も変化すること．

6.2　実験の計画

問題 TD に対する入力データは次のとおりである．

(1) ノード集合 N：100 個のノードを 500 km× 300 km の矩形エリアにランダムに点在させる．

(2) トラフィック行列 FM：行列要素 f_{ij}（$i \leq n$，$j \leq n$，$i \neq j$）を次の手順で定める．まず，1000 Kbps 以下の範囲でランダムな値を生成し，それを $\frac{i+j}{2n-1}$ 倍して f_{ij} とする．項 $\frac{i+j}{2n-1}$ により，ノード番号が大きいほど総入出力トラフィック量が大きくなりやすい．こうして，一般的に観測される通信トラフィック量が集中するノードの存在を模擬する．

(3) ノード間距離行列 DM：(1) のノード配置からノード間距離を求めて行列 DM とする．

(4) リンクコスト関数 $g(c,d)$：NTT の通信営業サービス業でのリンクあたりのコスト実データを取得した．これをコスト関数 $g(c,d) = g_1(c) * g_2(d)$ にあてはめて表現した．$g_1(c)$ はリンク長を 100 km に固定した場合のリンク容量 c に対するコストを表す．$g_2(d)$ はリンク長 d が 100 km 以外となった場合のコスト補正用の関数である．$g_1(c)$ と $g_2(d)$ を下記に示す．

- $g_1(c) = 56.37c^{0.358} * 1000$ 円
- $g_2(d) = (\frac{d}{100})^{0.231}$

(5) 平均遅延時間制約 t：$t = 0.001$（sec/kbit）とした．

6.3　実験結果

提案手法によって解候補となる全域木の集合を生成し，特性 F1 の視覚的検証のためにそれらを図示した．また，F2 の検証のために生成された全域木の平均リンク長，平均リンク容量と w の関係を調べた．目的関数 LC と w の関係もあわせて表示した．F3 の検証のために $w = 1.0, 0.4, 0.0$ に対して，図 3 のリンク特徴空間に Kruskal アルゴリズムが採用したリンクをプロットした．

6.3.1　生成された局所星状全域木

図 8 に $w \in \{0.0, 0.2, \ldots, 1.0\}$ と変化させたときの $\mathrm{ST}(w)$ を示す．性質 1 として述べたように $w = 1.0$ で Star が生成され，$w = 0.0$ で平均リンク長が最小の MST が生成されている．また，性質 1 として述べたように w が増加すると特定のノードのみ次数が大きくなり，局所星状クラスタの個数が減少することが確認できる．

6.3.2　平均リンク長と平均リンク容量

w を変化させたときの，生成された全域木の平均リンク長 m(d)，平均リンク容量 m(c) を図 9 に示した．あわせて，解候補のコスト LC(w) も表示している．定義が異なるこれらの値を見やすくするために最大値を 1.0 に正規化して表示した．w に対して，平均リンク長は単調増加，平均リンク容量は単調減少していることが確認できる．本例での LC(w) は $w = 0.5$ で最小になるが，突出した最小値ではない．次に，w を変化させたときの (m(d),m(c)) の軌跡を図 10 に示す．この図でも見やすさのために最大値を 1.0 に正規化して表示している．この図より軌跡がほぼ下に凸になっていることが分かる．以上より，性質 2 が確認できた．

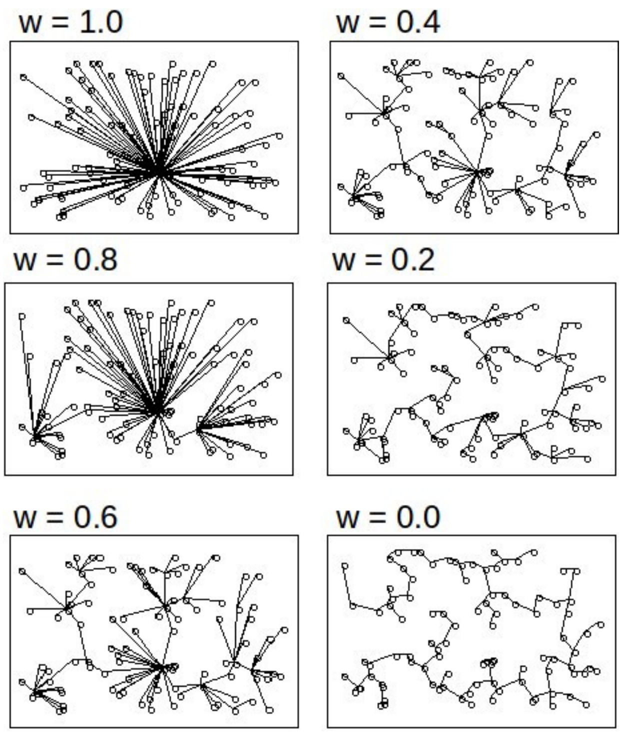


図 8　ST(w) のパラメトリック生成

Fig. 8　Spanning trees for various w values.

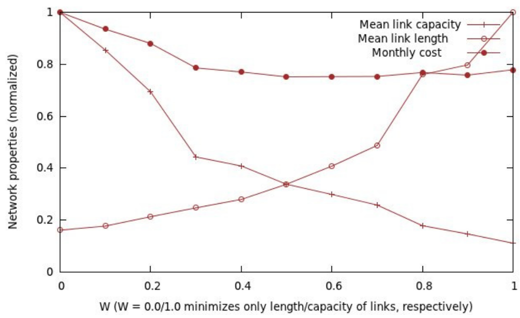


図 9　リンクの平均特性の w への単調依存性

Fig. 9　Monotonicity of link features over w.

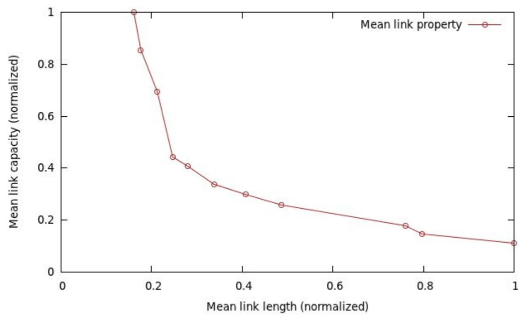
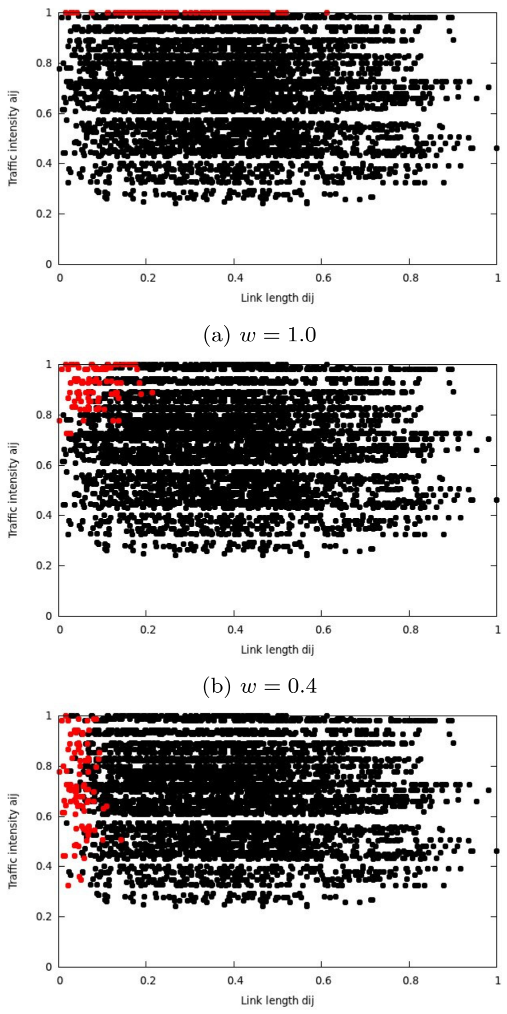


図 10　平均リンク長と平均リンク容量

Fig. 10　Average link length and average link capacity.



(a) $w = 1.0$

(b) $w = 0.4$

(c) $w = 0.0$

図 11　採用されるリンクの w 依存性

Fig. 11　Relation between the chosen links and w.

6.3.3　選択されるリンクと w との関係

ここでは図 3 で説明した性質を実証する．**図 11** に $w = 1.0$ (図 11 (a)), $w = 0.4$ (図 11 (b)), $w = 0.0$ (図 11 (c)) の 3 ケースについて，全域木生成時に Kruskal アルゴリズムが採用したリンク（赤）と採用しなかったリンク（黒）を示す．$w = 1.0$ では a_{ij} が最大となるリンクだけが採用されて，Star が生成された．$w = 0.4$ では a_{ij} とリンク距離 d_{ij} がともに考慮され，a_{ij} がやや小さくてもリンク長 d_{ij} が短いリンクが採用されている．$w = 0.0$ では a_{ij} とは無関係にリンク長が短いリンクだけが選択されるようになる．この結果は，図 3 において，w が大きくなると，領域 E_1 内のリンクが領域 E_2 内のリンクよりも重みが小さくなって採用されやすくなるという傾向と合致する．

7.　おわりに

通信ネットワークトポロジー設計手法は Star や Bus などのトポロジー型を指向するものと，そうでないものとに大別できる．Kleinroch 以降の最適化法に基づくトポロジー生成に関する研究ではトポロジー型を指向するアプローチが少ない．しかし，広域物理ネットワークに関しては，現在でも構造的な型ベースのトポロジー設計は重要である．そこで本研究では，ネットワークの型が広域物理ネットワークに適した木構造であるという制約下で，トポロジー設計問題を最適化問題として解いた．Kleinroch のような最適化問題に基づくアプローチでは（ネットワークの型に制約条件を付けても）解空間の広大さが問題になる．本研究では，(1) 型が木構造であることおよび (2) コストがリンク長とリンク容量によって定まるという 2 つの条件をうまく利用し，パラメータ 1 つだけで有望な解候補集合を生成する手法を提案した点が新しい．提案手法ではネットワークの運用コストの主因であるリンク長とリンク容量の両者を考慮したトポロジー生成を実現するため，各リンクにリンク長とノード間トラフィック量との重み付き和を重みとして与え，Kruskal の最小全域木アルゴリズムを適用してリンク構成を得る．そして，得られたリンク構成上で遅延制約を充足するようにリンク容量を決定し，1 つの解候補となるネットワーク構成を得る．提案手法ではただ 1 つの重み付け係数 w を変更するだけで，リンク容量が小さい Star からリンク長最小の MST（Minimum Spanning Tree）まで，リンク長とリンク容量のバランスを変えて網羅的に解候補を生成する．さらに，w が大きくなるにつれて，生成される解候補はトラフィック量の大きい拠点ノードが局所ノードクラスタの中心となるという物理ネットワーク設計にとって良い性質も持つ．それぞれの解候補に対してコストを計算できるので，ネットワーク設計者はコストが小さくなる解を選択できる．提案手法はノード数 n に対して多項式時間で動作する．

全域木の特徴空間という概念を導入し提案手法が上記の特性を持つことを数学的に示し，実験的にも特性が成り立つことを実証した．

謝辞　研究の初期段階で協力いただいた日立製作所中央研究所の星原隼人博士と，研究のプロトタイプシステムの開発に利用した SWI-Prolog の開発者である J. Weelemaker 博士に感謝いたします．

参考文献

[1]　Sharma, R.L.: *Network Topology Optimization*, Van Nostrand Reinhold, New York, ISBN 0-442-23819-3 (1990).

[2]　千葉芳之, 佐竹　孝, 岡本　司：双方向の偏在的トラフィックを考慮したネットワークトポロジー設計と評価，信学技報，TM104(326), pp.1–6 (2004).

[3]　Gerla, M. and Kleinroch, L.: On the Topological Design of Distributed Computer Networks, *IEEE Trans. Communications*, Vol.25, No.1, pp.48–60 (1977).

[4]　Kleinroch, L.: Analytic and Simulation Methods in Computer Network Design, *AFIPS Spring Joint Computer Conference*, 36, pp.568–569 (1970).

[5]　大家万明，渡辺俊典，古賀久志：型を重視した通信ネット

ワークトポロジー設計手法, 信学技報 IA2015-22, pp.17–22 (2015).
[6] Fencl, T., Burget, P. and Bilek, J.: Network Topology Design, *Control Engineering Practice*, 19, pp.1287–1296 (2011).
[7] Abd-El-Barr, M.: Topological Network Design, A Survey, *Journal of Network and Computer Applications*, Vol.32, pp.501–509 (2009).
[8] Criado, R., Garcia del Amo, A., Hernandez-Bermejo, B. and Romance, M.: New Results on Computable Efficiency and its Stability for Complex Networks, *Journal of Computational and Applied Mathematics*, 192, pp.59–74 (2006).
[9] Kim, R.J., Gen, M. and Ida, K.: Bicriteria Network Design Using A Spanning Tree-based Genetic Algorithm, *Artificial Life Robotics*, 3, pp.65–72 (1999)
[10] Randall, M., McMahon, G. and Sugden, S.: A Simulated Annealing Approach to Communication Network Design, *Journal of Combinatorial Optimization*, 6, pp.55–65 (2002).
[11] 辻野雅之，松村龍太郎，岩下　基：環境条件に基づく最適ネットワークトポロジーの検討，信学技法，ICM2008-80 (2009).
[12] Rosenberg, E.: Hierarchical Topological Network Design, *IEEE/ACM Trans. Networking*, Vol.13, No.6, pp.1402–1409 (2005).
[13] Szlachcic, E. and MLynek, J.: Efficiency Analysis in Communication Networks Topology Design, *Proc. 2009 4th International Conference on Dependability of Computer Systems*, pp.184–191 (2009).
[14] Chen, B.K. and Tobagi, F.A.: Network Topology Design to Optimize Link and Switching Costs, *Proc. ICC*, pp.2450–2456 (2007).
[15] Mori, M., Tachibana, T., Hirata, K. and Sugimoto, K.: Topology Design of Physical Networks for Network Virtualization with Semidefinite Programing, IEICE Technical Report, NS2011-220 (2012).
[16] Ning, A., Ma, L. and Xiong, X.: A New Algorithm for Degree-constrained Minimum Spanning Tree based on the Reduction Technique, *Progress in Natural Science*, Vol.18, No.4, pp.495–499 (2008).
[17] Gabish, B.: Topological Design of Centralized Computer Networks– Formulations and Algorithms, *Networks*, Vol.12, No.4, pp.355–377 (1982).
[18] Zhou, G., Gen, M. and Wu, T.: A New Approach to the Degree-constrained Minimum Spanning Tree Problem using Genetic Algorithm, *Proc. IEEE International Conference on Systems, Man, and Cybernetics*, Vol.4, pp.2683–2688 (1996).

大家 万明　（正会員）

MS（1979 年），電気通信大学．日立製作所にてネットワーク設計に従事（1979～2007 年）．同ネットワークシステム本部長（1999 年），アラクサラネットワークス執行役員営業本部長（2005 年），ネットアップ株式会社代表取締役社長（2007 年），アライドテレシス株式会社取締役（2009 年）．上記期間において，ネットワークシステム設計，金融グローバルネットワークおよび企業ネットワークシステム開発，IT プロジェクト管理に従事．電子情報通信学会会員．

渡辺 俊典　（正会員）

BE（東大航空，1971 年）．DE（東大，1985 年）．日立製作所にて情報システムの研究（1971 年～），電気通信大学教授（1992 年～），電気通信大学名誉教授（2013 年～）．メデイアデータ自動解析．人工知能および情報システム意味論等を研究．圧縮性による万能メディアデータ解析手法の創始者の一人．虚無僧研究会終身会員（号：久迷）．IEEE．電子情報通信学会各会員．

古賀 久志　（正会員）

1995 年東京大学大学院理学系研究科修士課程修了．同年（株）富士通研究所入社．2002 年東京大学大学院理学系研究科博士課程修了．博士（理学）．2003 年電気通信大学大学院情報システム学研究科講師．現在，電気通信大学大学院情報システム学研究科准教授．専門は離散アルゴリズム．近年はデータ工学，構造的パターン認識の研究に従事．