

型を重視した通信ネットワークトポロジー
設計手法の研究

大家 万明

電気通信大学大学院 情報システム学研究科
博士（工学）の学位申請論文

2016年12月

型を重視した通信ネットワークトポロジー 設計手法の研究

博士論文審査委員会

主査	古賀	久志	准教授
委員	大須賀	昭彦	教授
委員	南	泰浩	教授
委員	森田	啓義	教授
委員	大坐畠	智	准教授
委員	渡辺	俊典	名誉教授

著作權所有者

大家 万明

2016年12月

A Study of Type Oriented Network Topology Design Method

Kazuaki Oya

Abstract

A communication network topological design is an important part of the communication network design process to achieve the requirements such as performance, communication cost and operation cost. The topological design methods are roughly classified into the traditional heuristic design approach by humans and the automatic design approach by computers. Out of them, the human approach has long been applied especially for the physical communication network topology design in the real world. In fact, most of real network topologies, such as Wide Area Network (WAN), consist of a hierarchical combination of basic types such as the bus, the star and the ring.

The automatic computer design approach which formulates it as the optimization problem after Kleinrock has been expanded hand in hand with the expansion of the computer network application. However, most of these approaches do not respect the popular topology types such as the star, the bus and the ring, which are frequently introduced in the real world. Therefore, although these automatic approaches are effective for the logical topology design, these lose their effectiveness for the physical wide area network topology design in the real world. So, in many cases, the traditional design approach by humans is as yet adapted to the physical network topological design in the real world. So it can be said that the type oriented topology design is still important in the communication networks today. In the traditional design approach, a promising topology type combination candidate is generated, then it is revised to satisfy the requirement in the real world such as communication speed, redundancy, communication cost, etc.

In this paper, to achieve the automatic generation of this traditional method including its expansion, a new method to generate a parametric multilayer typed network topology and to analyze communication cost under the required mean delay time is proposed. The generated set of multi layer typed topology with its

attribute such as communication cost, mean delay time, node degree, mean link capacity and mean link length is shown for the network topology designers. And they can select a most suitable topology among them. Specifically, the method to generate an original spanning tree with star clusters is proposed first to generate a tree by using the node distance matrix and the communication flow matrix by satisfying a given target delay time. A spanning tree with star clusters is a tree which consists of multiple star clusters connected by links, and is suitable for a physical network topology design. Here, the optimization problem modeled by Kleinroch is adapted which is solved under the limited condition of the typed tree,

The characteristics of this proposal is to generate a set of trees with multi star clusters from a single star with minimum total link capacity to a MST with a minimum total link length, which are modified from a minimum link spanning tree generated by using Kruskal method with a weight parameter. For this purpose, weighted link cost calculated by the link distance and the data flow intensity is given in advance to all the link of the perfect graph. First a multi layer star typed cluster topology is generated by applying the above method and repeating until to satisfy the given condition. Then the stars of each specific layer are changed to other types such as the bus and the ring for multiple layer typed topologies to get the final topology. Finally, the mean link capacity to satisfy the target mean delay time is calculated, and the attribute data to support the final topology selection by humans is calculated.

In the real world, different topology types are introduced to the different industries or business processes classified by the communication characteristics and the link cost function characteristics. For example, the star topology is introduced to the finance industry which requires the shorter mean delay time. And the bus or the ring topologies are introduced to the industry which prefers the lower cost than the performance.

The topologies in the real world environment are simulated by the combination of the communication flow matrix and the link cost function by using the proposed method. The results are consistent with the real world observations, which shows the effectiveness of the proposed method.

型を重視した通信ネットワークトポロジー 設計手法の研究

大家 万明

概要

通信ネットワークの設計において、ネットワークトポロジー設計は、通信コストや通信性能を確保するという観点から重要な項目である。その設計手法には大きく分けて、従来からの人手による経験的なアプローチと、コンピュータによる自動設計があるが、特に実世界での物理的な通信ネットワークトポロジー設計においては、多くの場合に人手による伝統的な設計手法が用いられて来た。特に、現実世界でのWAN等の物理トポロジー設計は、Star, Bus, Ring等の典型的なトポロジー型を積極的に利用したものとなっている。

コンピュータによる自動設計については、Kleinrock以降、通信ネットワークトポロジー設計を最適化問題とし定式化するアプローチとして、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、その多くは実世界で多用されるStar, Bus, Ring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、広域物理ネットワークのトポロジー設計で重視されるトポロジーの型への指向性が弱い。

これもあり、実世界での物理的な通信ネットワークのトポロジー設計においては、多くの場合に人手による伝統的な設計手法が用いられて来た。伝統的設計法では、まず通信フロー行列をもとに、典型的なトポロジー型もしくはその組み合わせによる有望な構成案を探しだし、それを通信速度、冗長性、コストなどの現実世界の要求を満たすように加工・変形することにより、様々な環境に適応させるという方法をとっている。現代の通信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計は重要である。

そこで本研究では、この伝統的手法の自動化を目標とし、性能（平均遅延時間）を充足する多様な型を階層化したトポロジー（型階層トポロジー）を自動生成する方法を提案する。ネットワーク設計者には生成された型階層トポロジーがその属性（費用、平均遅延、ノード次数、平均リンク容量、平均リンク長）と共に提示され、ネットワーク設計者は適切な案を選択できる。

具体的には、まず、型階層生成の母体となる局所星状木型のネットワークトポロジー生成手法を提案する。局所星状木とは局所的な Star クラスタが連結された全域木であり、物理ネットワーク設計に適したトポロジーである。ここでは、Kleinrock が定式化した最適化問題を型が木という制約条件下で解き、与えられたノード間距離行列と通信フロー行列のもとで、目標遅延時間を満足するコストが小さい木型ネットワークを生成する。本手法の特色は解候補集合の生成方法にあり、ノード間の完全グラフのリンクに、リンク距離とフロー強度を反映した重み付きリンクコストを与え、重み付けパラメータを変えて Kruskal 法で最小全域木を求めることにより、リンク容量最小の Star から総リンク長最小の MST までの多様な局所星状木をパラメトリックに生成する。論文ではこの性質の数学的基礎の解明もおこなった。

最終目的である多様な型階層トポロジーの生成は、まず、上記手法をボトムアップに繰り返しこの Star 型階層トポロジーを得る。その後、特定階層の Star を他の型 (Bus, Ring) に書き換えることで多様な型階層トポロジーを生成する。さらに、目標平均遅延時間を実現するリンク容量を求めたのち、人による最終案の選択を支援するための属性を計算して提示する。

現実世界では業種や業態に合わせて通信特性とリンク費用関数特性の組み合わせで分類される異なるトポロジーのタイプが見られる。例えば、平均遅延時間制約が強い金融系などの場合は Star 型を中心としたトポロジーが重用され、性能に比してリンク費用がより重視される場合には Bus や Ring 型が重用される。そこで、提案したトポロジー生成方式の入力である通信行列特性とリンク費用関数特性を変更させたものを組み合わせて通信ネットワーク構築の際の環境条件を模擬し、トポロジー生成を試みた。得られたトポロジーの型は、現実世界で環境に応じて重用される型と整合しており、提案方式の有用性を示す結果であると考えられる。

目次

第1章	序論	3
1.1	通信ネットワークトポロジー設計問題	3
1.2	伝統的トポロジー設計法	4
1.3	計算機による通信トポロジー設計	6
1.4	本研究の目標・アプローチ・意義	8
1.4.1	本研究の目標とアプローチ	8
1.4.2	本研究の意義	12
第2章	従来研究	14
2.1	概要	14
2.2	詳細	15
第3章	パラメトリックな全域木生成手法	21
3.1	はじめに	21
3.2	Star と Bus	22
3.3	パラメトリックな全域木生成手法	25
3.3.1	リンク構成案の生成	25
3.3.2	リンク容量の決定	28
3.3.3	解候補集合が持つ性質	30
3.3.4	計算量	36
3.4	解の選択	36
3.4.1	解候補に対する費用の計算	36
3.4.2	解の選択	36
3.5	実験	37
3.5.1	実験の目的	37
3.5.2	実験の計画	38

3.5.3	実験結果	39
3.6	まとめ	43
第4章	型階層トポロジーの生成	45
4.1	はじめに	45
4.2	Star 型階層トポロジーの生成	47
4.3	多様な型階層トポロジーの生成	52
4.3.1	型の変更	52
4.3.2	リンク容量の決定	54
4.3.3	費用評価	56
4.4	実験	56
4.4.1	実験目的	56
4.4.2	実験1 : 2階層のトポロジーが生成される場合	56
4.4.3	実験2 : 3階層のトポロジーが生成される場合	59
4.4.4	計算時間	61
4.4.5	属性情報	62
4.5	まとめ	64
第5章	現実世界に見られるネットワーク型の再現実験	66
5.1	現実世界に見られるネットワーク型	66
5.2	実験計画	68
5.3	実験結果	70
5.4	まとめ	74
第6章	研究のまとめと今後の課題	76
6.1	研究のまとめ	76
6.2	今後の課題	77
	参考文献	78
	Appendix:Kruscal アルゴリズム	83
	関連論文の印刷公表の方法及び時期	84
	謝辞	85

図一覧

1-1	完全グラフの縮退によるトポロジーの生成	3
1-2	典型的なトポロジー型	4
1-3	国際金融ネットワークトポロジー例：Ring と Star	5
1-4	Ring 構成に冗長リンクを追加した例	6
1-5	国内金融ネットワークトポロジー例：Star 型階層	9
1-6	国内サービス業ネットワークトポロジー例：Bus と Star	9
1-7	局所星状木	10
1-8	本研究の位置付け	13
2-1	従来研究の位置付け	15
3-1	Star と Bus	23
3-2	w の値と Star の大きさ	27
3-3	パラメータ w による選択されるリンクの特性変化	29
3-4	w の増加に伴う解候補集合の変化	31
3-5	$ST(w)$ の平均リンク長と平均リンク容量	32
3-6	$w \approx 0.0$ でのリンク選択	33
3-7	$w \approx 1.0$ でのリンク選択	34
3-8	等費用線	35
3-9	等費用線と最小費用解	35
3-10	$ST(w)$ のパラメトリック生成	40
3-11	リンクの平均特性の w への単調依存性	41
3-12	平均リンク長と平均リンク容量	41
3-13	採用されるリンクの w 依存性	42
4-1	型階層トポロジーの生成フロー	46
4-2	Star 階層トポロジー生成フロー	48

4-3	局所星状木生成アルゴリズムが生成した木	49
4-4	整形後の木	49
4-5	Kruckal 法のリンクコストの設定	50
4-6	Star から Bus と Ring への変換	53
4-7	均一型階層トポロジーの部分借用	55
4-8	生成された 2 階層の型階層トポロジー群	57
4-9	2 階層トポロジーの費用	58
4-10	生成された 3 階層の型階層トポロジーの例	60
4-11	3 階層の型階層トポロジーの費用	61
4-12	1 トポロジーあたりの計算時間とノード数の関係	62
4-13	2 階層トポロジーの属性情報	63
4-14	3 階層トポロジーの属性情報	63
5-1	典型的なトポロジー型と環境特性	67
5-2	局所 FM	70
5-3	速度依存・距離非依存リンク費用	72
5-4	速度・距離依存リンク費用	72
5-5	速度依存・距離高依存リンク費用	73
5-6	局所 FM での Bus-Star トポロジー	73
5-7	局所 FM でのトポロジー選択	74

第1章

序論

1.1 通信ネットワークトポロジー設計問題

通信ネットワークの役割は、与えられたノード間の全ての通信を実現する事である。全ノード間に通信リンクを設定する完全グラフの構成が理想的ではあるが、費用等の制限から、図 1-1 に示すように完全グラフの一部のリンクを選んで通信を実現する事になる。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。この時、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。

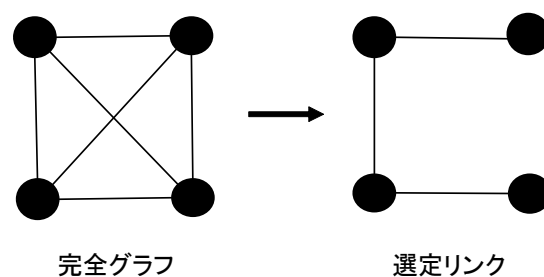


図 1-1: 完全グラフの縮退によるトポロジーの生成

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様にする。更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、低費用かつ保守性の高い構成を設計する事が望まれる。通信ネットワークの費用は一般にリンク費用とノード費用の合計であり、広域ネット

ワークではリンク費用が支配的になる。本論文では広域物理ネットワークを対象とする。

1.2 伝統的トポロジー設計法

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、想定される通信フローに対する性能（遅延）とリンク費用を見積もり、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通信フロー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ーリング処理が中心となる。この時、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（図 1-2）を用いてノードを接続する⁽¹⁾。

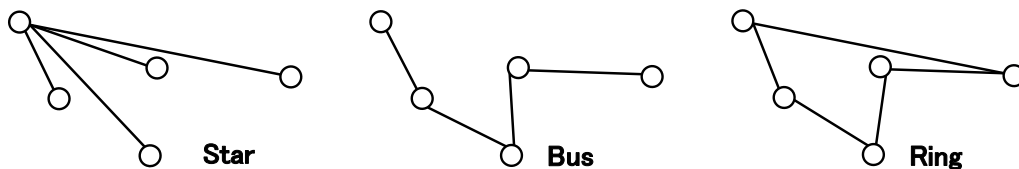


図 1-2: 典型的なトポロジー型

同様に、クラスタ同士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、その中から良い物を人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/Ring の組み合わせが採用される⁽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^(24, 25)。例えば、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。金融国際ネットワークに於いては、筆者自身の実務経験も含めて、図 1-3 の様に本社と支社を結ぶ長距離国際回線を Ring 型、支社から支店を結ぶ支線を Star 型として組み合わせた例が良く見られる^(27, 28, 32)。

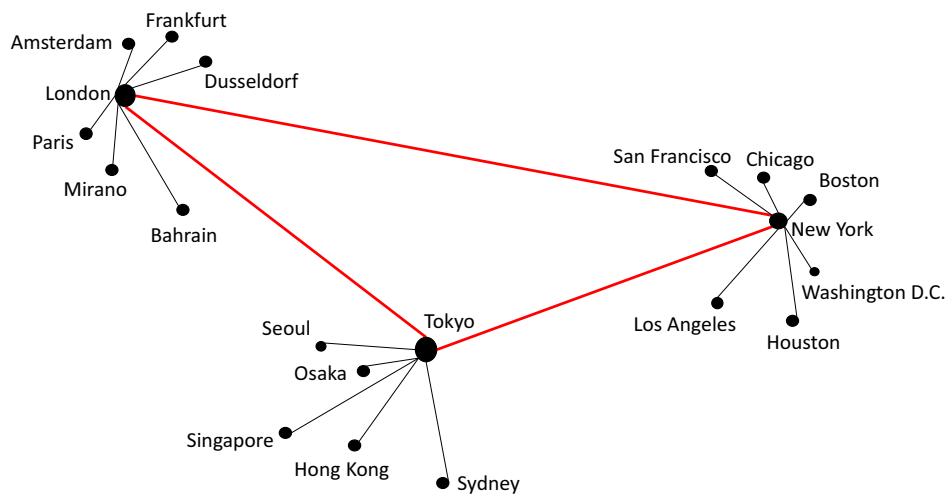


図 1-3: 国際金融ネットワークトポロジー例：Ring と Star

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や容量が決まり、ネットワークのリンク費用も定まる。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⁽²⁶⁾。図 1-4 の国際金融ネットワークの構成に示す様に、中心ノードをリングで接続した構成に対して、4 辺の対角線を結ぶ冗長リンクを追加した構成などが実際の例としてあげられる。また、通信量が増加した場合は、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するなどの局所変更で対応する⁽²⁾。

型の物理ネットワークトポロジー設計への利用は、上記の例の様に一般的であるが、人による設計のしやすさの他にも、人が認識し易い構造であるため、構築

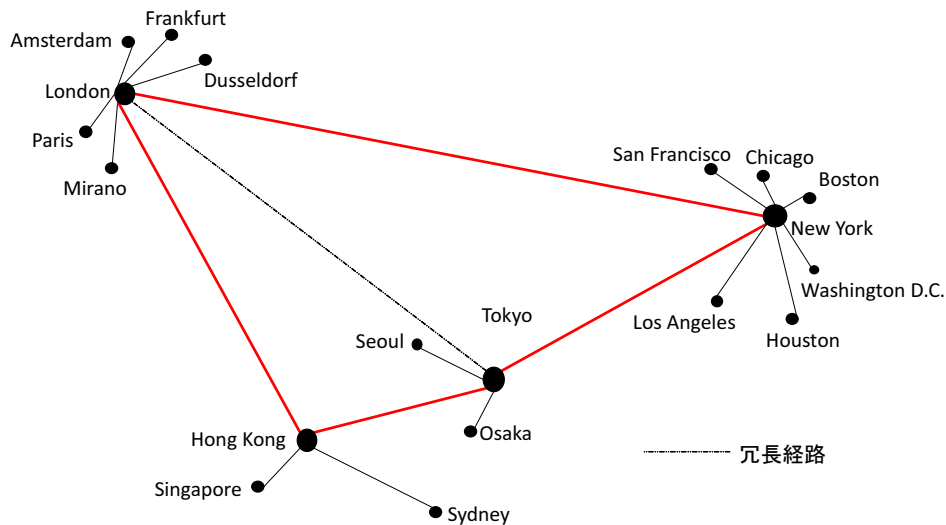


図 1-4: Ring 構成に冗長リンクを追加した例

の際の工事のし易さ、また運用段階での保守のし易さなど、システムとして捉えた場合の重要なファクターを含んでいる。このため、実世界の物理ネットワークにおいては、型が多く用いられる。

この人手による伝統的な設計の課題としては、数百ノードを超える様な大きなネットワーク設計は計算が膨大となるために困難であることや、型の決め打ちによる有望なトポロジーの考慮漏れ欠如の可能性などが上げられる。100ノード程度のネットワークにおいても、全ての解候補を網羅することは実務上はかなり煩雑な作業となり、500ノードを超えるようなネットワークにおいては、もはや人手による適切な計算に基づいた設計は困難である。

1.3 計算機による通信トポロジー設計

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費用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⁾。

(1) 入力

- ノード集合 $N = \{1, 2, \dots, n\}$
- 通信フロー行列 $FM = \{f_{ij} | i, j \in N, i \neq j\}$
 - ◇ f_{ij} : ノード i, j 間のフロー帯域 (bps)
- ノード間距離行列 $DM = \{d_{ij} | i, j \in N\}$
 - ◇ d_{ij} : ノード i, j を結ぶリンク l_{ij} の長さ
- リンク費用関数 $g(c, d)$ (\$/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 が大きくなるに連れてマス効果によりリンク費用増加の傾き (微分) は逡減する.

(2) 出力

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

(3) 目的関数

- リンク費用の合計 $LC = \sum g(c, d)$ 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.

(4) 制約条件

- 平均遅延時間制約 $t(\text{sec})$ 以下

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, リンク費用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. バースト性通信への 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一選択手法として近年においても広く用いられている.

る。なお、この問題 TD には、前節での伝統的設計での Star, Bus, Ring 等の型制約は考慮されていない。

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。その多くは制約条件として Star, Bus, Ring 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。しかしながら、現代の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計は重要である。

1.4 本研究の目標・アプローチ・意義

1.4.1 本研究の目標とアプローチ

前述の伝統的設計法の場合、まず典型的な型もしくはその組み合わせによる有望な構成案を探しだし、それを現実世界の要求に沿って加工・変形することにより、様々な環境に適応させるという方法をとっている。

本研究では、この伝統的手法の自動化を目標とし、性能（平均遅延時間）を充足する多様な型を階層化したトポロジー（型階層トポロジー）を自動生成する方法を提案する。ネットワーク設計者には生成された型階層トポロジーがその属性（費用、平均遅延、ノード次数、平均リンク容量、平均リンク長）と共に提示され、ネットワーク設計者は適切な案を選択できる。この方法によれば、複数の型階層トポロジーを論理的に生成することで、設計者の思い込みや決め打ちによる候補案の漏れなどを防止する効果が期待できる。また複数のネットワーク構成の候補を提示することにより、顧客の評価の高いものや、運用性、保守性等の要件をより満足する構成を選択できることは、実際の現場での異なる要望を可能な限り満たし、最終的に顧客の満足を得るために有効な手段となる。

本研究の具体的な対象分野は、金融業、製造業、サービス等の企業や通信事業者を対象とした広域物理ネットワークとする。具体的には、図 1-5, 図 1-6 に示すような Bus や Star の組み合わせを用いたトポロジーや、図 1-3, 及び図 1-4 の冗長リンクを除いた部分に示すような Ring と Star を組み合わせたトポロジーなどを自動的に生成することを目標とする。これらのネットワークにおいては、通信速度とリンク距離に比例した逓減関数的な費用構造の専用通信回線の利用が一般

的であるため、これを模擬して費用の評価を行う。また、2点間のホップ数（リンク個数）が短いものから長いものまで混在していて、遅延のバラつきが大きいと思われる場合や、一部のノードにリンクが集中しすぎてノードの次数が高く、リンク長の総和も大となる場合など、人から見た時の美的感覚を満足させないトポロジーを除外しつつ、費用的にも満足できる案を選べるように、複数の構成案を示すことで、有望な案の選択を可能にする方法を取る。

最適案を一つに絞らずに複数の案を提示することにより、人による価値観の違いを選択という方法でより満足させるという効果を狙う。

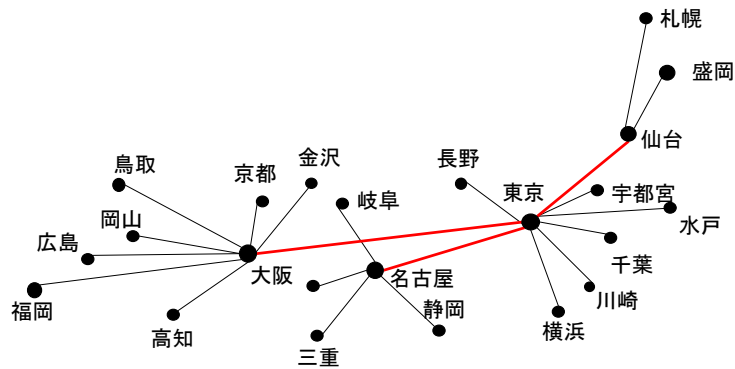


図 1-5: 国内金融ネットワークトポロジー例：Star 型階層

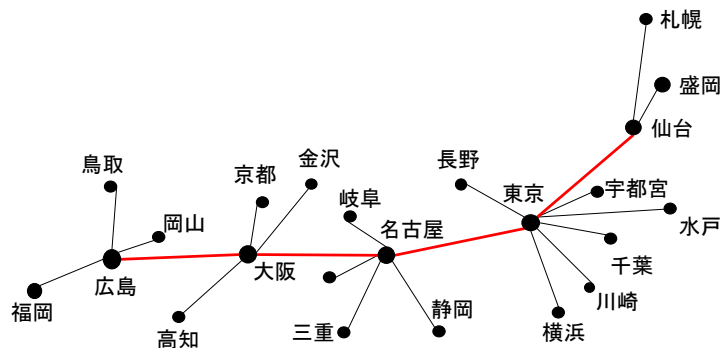


図 1-6: 国内サービス業ネットワークトポロジー例：Bus と Star

提案手法を実現するため、まず本研究では、最適化問題 TD を型に制約を付けた形で解く手法を考案した。具体的な制約条件は、型が木であるということである。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、クラスター個数を間接的に支配する重みパラメータ w を導入して、リンク長最小の MST (Minimum Spanning Tree) から、平均リンク容量が小さい Star、その中間の局所星状木を含む木群をパラメトリックに生成して解候補とする。局所星状木とは局所 Star クラスターが連結された木である。いくつかの局所 Star クラスターとそれらの間を接続するリンクで結ぶ構造であり、物理ネットワーク設計に適したトポロジーである。図 1-7 に局所星状木の例を示す。この手法の特色は、解候補集合の生成方法である。

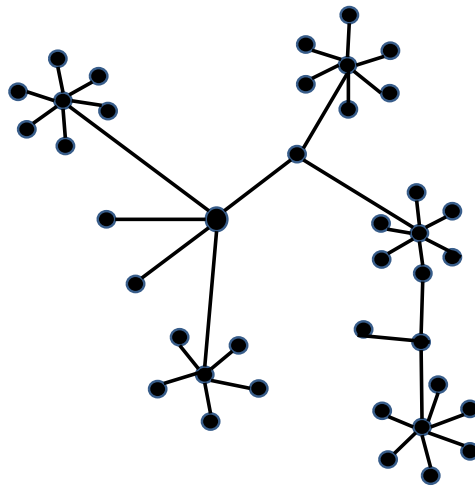


図 1-7: 局所星状木

個々の候補解は、Kruskal の最小全域アルゴリズム (以下 Kruskal 法: Appendix 参照) を使って生成する。最初に重み付けパラメータ w で、ノード間距離と、ノード間フロー強度 (ノード間の通信量の多さを表す変数) との重み付けを行い、ノード間の可能リンク上に重み付リンクコストを定義する。この重み付リンクコストのもとで Kruskal 法を適用してリンクを選択し、Bus の代替としての平均リンク長最小の MST、平均リンク容量が小さい Star、その中間の局所星状木をパラメトリックに生成する。得られたこれらのリンク構成案について、遅延時間を充足するリンク容量を Kleinrock の待ち行列式を用いて求め、解候補の集合とする。さら

にこれらの解候補に対して，費用関数を適用し費用を算出する．

この手法におけるパラメータは重み付け係数 w ただ一つであり， w を変化させるだけで多様な木群を生成でき，以下の特徴を持つ．

- リンク構成として，送受信通信量の多い拠点ノードをクラスタ中心とする局所星状クラスタが連結された全域木を出力できる．
- 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．
- ノード数 n に関して多項式時間で動作する．

最終目的である多様な型階層トポロジーの生成は，まず，Star 型階層トポロジーを生成し，その後に，Star 型階層トポロジーを局所的に書き換えて多様な型階層トポロジーを生成する．具体的には，上記で述べたアルゴリズムを使用してまず費用の小さい局所星状木を生成し，この木から指定された次数以上のノードを選び，それらを中心とした Star クラスタを生成する．さらにこれらの中心ノード群に対して再度上記のアルゴリズムを適用し，費用の小さい上位の局所星状木を生成する．この処理をボトムアップに繰り返して Star 型階層トポロジーを得る．その後，特定階層の Star を他の型 (Bus, Ring) に書き換えることで多様な型階層トポロジーを生成する．さらに，目標平均遅延時間を実現するリンク容量を求めたのち，費用計算を行う．人による最終案の選択を支援するための費用以外の属性 (平均遅延時間，ノード次数，平均リンク容量，平均リンク長，など) も提示する．以上をまとめると，本方式は以下のステップで構成される．

(1) Star 型階層トポロジーの生成

入力データに対して局所星状木生成アルゴリズムを使って，局所星状木を生成する．次に，リンク費用最小の局所星状木を選び，その中の次数の多いノード (中心ノード) を選出し，それらの間に上位階層の局所星状木を生成することをボトムアップに繰り返す．上位階層での通信フロー行列は下位階層での中心ノード及びその隣接ノード間のフローを集約させたものとする．

中心ノードになるための条件として，ノード次数 (ノードから出るリンクの本数) の下限値を与えておく．上記のボトムアップ過程において，最小ノード次数以上のノードが中心ノードとなる．最終的に，中心ノード数がしきい値以下のノード数と

なった時点で最上位の階層に到達したと判断する。

(2) 多様な型階層トポロジーの生成

最終目的である多様な型階層トポロジーの生成は、Star 型階層トポロジーの特定階層の Star を他の型 (Bus, Ring) に書き換えることで多様な型階層トポロジーを生成する。

型の組み合わせ階層を効率的に得るために、最初に上記の Star 型階層トポロジーから、Bus のみ、Ring のみの階層を先ず生成し、これらの所定の階層から所定の型トポロジーをコピーして階層統合することで、任意の型階層トポロジーを生成する。得られた各型階層トポロジーについて、目標平均遅延時間を充足するリンク容量を求めたのち費用を算出し、人による最終案の選択を支援するための属性を計算して提示する。

本方式の実証は、下記の2つの方法でおこなう。

- 与えた入力 (FM, DM, 目標平均遅延) のもとで、人の目から見て有用で多様な型階層トポロジーが生成できる事を示す。
- 環境の違いを、通信特性とリンク費用特性の組み合わせによって模擬したもとで生成させたトポロジーが、現実世界で重用されているトポロジー型と整合が取れている事を示す。

1.4.2 本研究の意義

技術的視点から見た本研究の意義を図 1-8 に示す。具体的な設計アプローチの方法を、設計手法の違いにより分類している。

(a) の伝統的な設計手法は、型を制約条件としつつ、遅延時間制約条件やリンク費用関数を考慮しながら求解を行うものである。構造的な制約条件を単一もしくは複数の目的関数に対して解くという位置づけとなる。

(b) の従来の自動化設計においては、非構造的な制約条件のもとで目的関数を満たす求解を自動的に行う。初期の Klienroch の研究は非構造的で簡単な単一制約条件のもとで最適化を図った数理最適化法として位置付ける事ができる。

その後、コンピュータの処理能力の発達と共に、より複雑かつ非構造的な制約条件のもとでパレート最適化法、GA/SA 法や部分解合成法等が発達して来たが、伝

設計手法	アプローチ
(a) 人手による 経験的な設計手法	経験的な型構造を利用した規範的アプローチ
(b) 従来の 自動化設計手法	非構造的な制約条件のもとで, 単一もしくは複数の目的関数を満たす自動化アプローチ
(c) 本研究の提案手法	構造的な制約条件のもとで, (a)を自動化するアプローチ

図 1-8: 本研究の位置付け

統的なアプローチにおいて重用される Star, Bus, Ring などの型構造を制約条件として取り入れている事例は少ない。

(c) の本研究の提案手法では, Kleinroch の提案した数理最適化法に型構造を制約条件として付加することにより, 伝統的設計手法の自動化を行ったという側面を持つ。

本研究の意義は, 具体的には以下の2点である。

- (1) Kleinroch の手法を, 型に制約をつけて最適化問題として解いたこと。
- (2) ネットワーク設計者に有用なトポロジー設計ツールを提供したこと。

また本研究により得られる利点は, 以下の2点である。

- 型構造を積極的に利用する伝統的設計手法の自動化手法であり, 物理ネットワークトポロジーの設計時間を大幅に短縮できる。
- 業態別に特化したトポロジーの自動生成でなく, 与えられた通信フロー行列やリンク費用関数に適合した型階層トポロジーを柔軟に生成できるため, ネットワーク設計者にとって未経験な状況での設計も可能となる。

第2章

従来研究

ネットワーク自動化設計に関する従来手法についてまとめる。なお、人手による経験的な設計手法に関する研究報告は殆ど見られない。

2.1 概要

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全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ジェネティック・アルゴリズム (GA) やシミュレーテッド・アニーリング (SA) 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。例えば⁽¹⁰⁾では、全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。⁽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、それらの階層的組み合わせを動的計画法 (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。例えば⁽¹³⁾では、平均遅延時間とリンク費用を目的関数とし、複数の非劣解の中から最終解を人が選

ぶ。リンク費用とノード費用を目的関数とする例もある⁽¹⁴⁾。同様に⁽¹⁵⁾では、ロバスト性と費用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。上記の従来研究の位置づけを制約条件と目的関数で分類し、図2-1に示す。

問題の特徴		目的関数	
		単一	複数
制約条件	簡単 平均遅延時間	・古典的数理最適化法	・パレート最適化法 冗長性 vs コスト ノードコスト vs リンクコスト
	複雑(追加) ポート数 ホップ数 冗長ルート数 など	・GA / SA 法 ・部分解合成法	・同上 (GA / SA) 使用

図 2-1: 従来研究の位置付け

2.2 詳細

(1) 初期の提案

1970年代の米国におけるコンピュータ通信が発展し始めたインターネット黎明期において、有線広域コンピュータネットワークのトポロジー設計手法が Kleinrock 等によって提案された^(2, 4, 19, 20)。

通信フロー行列，ノード位置，ノード間許容遅延時間などが与えられた時，遅延条件を満足し，距離に依存したリンク費用の総和を最小化するトポロジーを自動生成する方法，或いはリンク費用の上限値制約を満足し遅延時間相和を最小化する方法，などが網羅的に提案されている。数理最適化法（山登り法）によって，局所最適解を求めるものである。得られる解は評価関数の最小解ではあるものの，型構造制約が課されていない。

(2) 現代への継続

この Kleinroch の手法は、現在における高速ネットワークにおいても活用されている。例えば、前者でのパケット交換機に対して高速 IP ルータを対応させ、アナログデジタル回線に対して超高速な WDM 回線（波長分割マルチプレクシング）を対応させた事例が有る⁽²¹⁾。物理リンクは所与、各リンクやルータの能力上限も所与という条件下で平均通信遅延時間を最小化するように、物理リンク上に論理ルートを割り当てる問題を扱っている。パケット遅延式に光通信リンク容量と介在する電気通信ルータ能力の双方を導入し、ルータ能力がリンク能力に比べて高い場合に、提案の有効性が高まることを明らかにしている。この場合には平均通信時間に占めるルータ遅延の寄与は少なく、リンク部分の遅延が主体となることも実験結果に示されている。Kleinroch 以降、リンク遅延がトポロジー評価のために用いられてきたが、ここでもその妥当性が示されている。

(3) 問題の困難さへの対応

トポロジー設計問題とグラフ問題との関係の研究は古く、全ノードを最小総和リンクコストで接続する最小全域木 (MST) の有効性は早くから注目されていた。

T. C. Hu は、この問題を全ノード間メッセージが通過するリンク距離総和を最小化する問題として定式化するとともに、単にリンク重み総和を最小化する通常の MST 手法では解けない困難度の高い問題であることを指摘した⁽²²⁾。対策として、全リンク長が 1 で通信量は任意、およびリンク長が任意で全ノード間の通信量が 1 の場合の解法を、それぞれ最適通信量スパニング木手法、最適距離スパニング木手法として考察している。後者の特殊ケースとして、リンク距離がほぼ等しい場合には、Star 型トポロジーが解となることを示した。しかしながら、一般的なケースでの厳密解法は与えられていない。

これらの手法で得られるトポロジーは型を無視したものとなり、さらに Kleinroch らのように通信遅延を考慮したリンク容量決定までは行わないため、原理研究段階のものである⁽²²⁾。

(4) 確率的探索手法

トポロジー設計問題は複数の条件を同時に満足する事を要求する非常に困難な組み合わせ問題である為、Kleinroch 以来の山登りの最適化手法に代えて、確率的探索法 (GA など) を利用する研究がさかんになっている。

メッセージが経由するノード数上限 (ホップ数上限), ノード次数 (接続リンク数), リンクの容量などに制約を設け, これらを満足する最小コストのトポロジーを生成する方式の報告もある. ノード数 n の場合に可能なトポロジー数が $n^{(n-2)}$ に上り, $n = 10$ の場合ですら, 10 億個の可能解があるので, 有望な論理ルートに探索を限定し, それらから確率的探索法であるシミュレーテッドアニーリング (SA) 法を用いて物理リンクを探索する手法を提案している⁽¹⁰⁾. 規模の大きな例として $n = 30$ の例を示しているが, 生成されるネットワークは型を持たない.

制御・音声用ネットワークのトポロジー設計問題を対象とした, 分散制御システム向け基幹ネットワーク設計手法がある⁽⁶⁾. 設計にあたっての課題は, 分散配置された複数個の制御端末からのセンサ信号の受理および制御信号の伝達の遅延を許容限界以内にするることである. 物理リンクの障害に備えた冗長パスも構築し, これらを最小コストで実現する. 全2重線を利用したパケット通信を前提とし, 入力としてノード間の通信フロー行列, ノード間の許容遅延上限時間行列, ノード間の冗長リンク数などを与え, 出力としてノード間の物理リンクを得る.

処理内容は, 物理リンク案をビット列で表現したものを多数記憶し, それらを遺伝アルゴリズムによって遅延条件, 冗長リンク数条件, 設置費の合計費用によって淘汰させるという方法を用いている. 計算時間が大きくなるため, 計算不要部分 (コアトポロジーの周辺の非 Ring 部分) を計算から間引く工夫や, 不良案の再試行防止策などが取られているが, 大規模問題への適用は困難と思われる. また, 生成されるトポロジーは, 型を無視したものとなっている.

(5) パレート最適化 (複数目的の同時考慮による複数解の提示)

上述の確率的探索法等による解がただ一つ出力されても, それをそのまま実用することは一般的に難しい. そこで, 最近では有望な解を複数個提示し, 人が好都合なものを選択する手法の提案が見られる. 所与の複数の中心ノードと非中心ノードがあるとき, リンクコスト最小化, 平均通信遅延時間最小化の2つを相反する重要な目的関数とし, リンク容量と各中心ノードで可能なリンク本数とに上限値を与えて, 有望解 (パレート最適解) を網羅的に調べるための GA アルゴリズムの提案はその例である⁽⁹⁾.

この研究では LAN を対象とするため, トポロジー型がスパニング木となるので, GA 適用にあたって, 木の効率的記憶方式を工夫している. 型を限定 (スパニング木) してその自動生成をおこなっている点は本研究の狙いと部分的に似ている.

総リンク費用と平均遅延時間とは互いに相反する。すなわち、片方を小さくすると他方が大きくなるというトレードオフ関係にある。さらに、任意ノード間の独立パスを最小本数以上にして冗長性を確保したいという要求もある。そこで、トレードオフ関係にある上記二つの目的関数値が非劣解条件（どれかの目的関数値が他よりも良好なもの）を満たすトポロジーを網羅的に探索することを、パレート最適解探索遺伝的アルゴリズムによって実施し、得られた解から人が採用案を選ぶという方式の提案もある⁽¹³⁾。

(6) 冗長性設計への展開

トポロジー設計の最近の研究のサーベイ報告では、与えられた総費用以下で、できるだけノードやリンクの故障に耐えうるトポロジーを生成するための手法が示されている⁽⁷⁾。耐故障性を向上させるための方策は、任意の2ノード間に複数のパスを設けることや、各ノードからの出力リンク数を増加させることなどである⁽¹²⁾。共通部分の少ないパスを導入するためのパスの独立性指標や、それをを用いた効果的リンクの逐次選定法などが示されている。ノードのクラスタリングによるボトムアップ型の階層的な手法、全ノードを接続するスパニング木を次々に選びだす列挙手法、列挙手法に比して計算時間が少ないGAやSAなどの確率的なリンク探索手法が紹介されている。

これらの手法は、確かに与えられた冗長性や費用上限を満たす、パズルの解のような設計案を与えるが、ボトムアップ手法であるために得られるトポロジーはグローバルな型を持たない。また、Kleinrochらの伝統手法で考慮されているネットワーク遅延への考慮は行っていない。

(7) ノードを中心にした設計

上記の多くの研究がリンクの設定を主目的にするもので有るのに対して、ノードから見たトポロジー設計を論じた興味深い研究もある⁽¹²⁾。最小化すべき目的関数をアーク数とし、充足すべき制約条件として、ネットワークの直径と、ノードのリンク数をそれぞれある定数値以下とし、かつ任意のノード1個が故障してもネットワークの接続性が保たれることを要請する。直径は通信ホップ数を間接的に制御するためのものである。リンク数上限はノードに許されるポート数の上限値である。

解法は、ノード数10程度までの小規模ネットワークで、上記制約を満たすもの

を分岐限定法で生成しておき、それらを結ぶバックボーンリンクを上記制約を満たすように構成してゆく。有効な組み合わせは動的計画法によって探索され、階層レベルも自動的に決められる。本手法では、ノードの所在位置、通信量、それに対応するためのリンク容量、生成するトポロジーの型、などは考慮されていない。

(8) ネットワークトポロジー評価のための新手法

ネットワークの良否評価の手法は、上記の Kleinroch らによって与えられた平均遅延時間、総リンク費用、が主として用いられてきた。最近になって、ネットワークの構造のみからその効率性と故障耐性とを定義しようとする基礎的研究の報告がある⁽⁸⁾。効率性は完全グラフ、すなわち全ノード間を直接リンクで結ぶ時に最大値 1.0 を取り、仲介ノードの増加あるいは非連結ノードの存在によって値が低下する関数で定義される。耐故障性は、一本のリンク切断がもたらす効率性の減少量として定義される。

トポロジーを与えるのみでそれを評価できる点は魅力的であり、生成された複数個のパレート最適なトポロジー案から人が最終案を選ぶ際に、この効率性尺度を利用できるなどの可能性が生まれるが、従来利用されてきた評価尺度とくらべ粗い評価にしか向かない点で、現状では必ずしも実用的ではない。

(9) トポロジーの一般的特徴表現方式

本研究の目的とは異なるが、通信プロトコルの良否を評価する等の目的で、人工の大規模ネットワークトポロジーを模擬的に生成する必要がある。この目的で、ネットワークの一般的特徴量として、拡張度（ノードの平均リンク数）、故障耐性（2ノード間に存在するパスの平均個数）、歪み（全域木構造との差異度合）を提案し、これらで様々なトポロジーを特徴表現する研究がある⁽²³⁾。これによると、インターネットが (H,H,L) = (高,高,低) となり、完全グラフと似ているなどが示された。また、この特徴のネットワークトポロジーを自動生成する手法として PLRG (Power-Law Random Graph) という手法が提案されている。これは発生させた N 個のノードのそれぞれに k 本のリンクをつける。ただし、 k は $p(k) = k^{-\beta}$ という確率で発生させるというものである。

$p(k)$ がロングテール性であるため、リンク数 k の大きなノードが発生する確率が無視できず、これによって、他のノードを従える親ノードが発生するため、ランダムグラフでありながら、階層性も備えたトポロジーを生成できると報告して

いる。

(10) 型の考慮（次数制約付き最小木など）

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くと、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における費用関数はあくまでもリンク長の合計である。本研究と違ってリンク費用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} はトポロジーに依らないが、リンク容量 c_{ij} はどの通信が 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、この研究は、我々の研究よりもずっと簡単なリンク費用モデルを取り扱っていると言える。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、後述するように、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、⁽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、ノードクラスター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。

第3章

パラメトリックな全域木生成 手法

3.1 はじめに

本章では，型階層トポロジー生成において重要な役割を果たす，局所星状木の生成方式を提案する．本章は，技術的には第1章で導入した Kleinroch が定式化した最適化問題を，生成するネットワーク（解）の型に制約を設けて解く．^(29, 30)．

本提案の特色は，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，リンク長最小の MST (Minimum Spanning Tree) 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 (Kruskal 法) を適用して生成する．本手法におけるパラメータは重み付け係数 w ただ一つであり， 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，送受信通信量の多い拠点ノードをクラスタ中心とする局所的な Star (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．
- 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．目的関数であるリンク費用 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いことを示唆する。

- ノード数 n に関して多項式時間で動作する。

以下3.2節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。3.3節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。3.4節では本生成方式を利用して生成した解候補集合の中から、解候補を選択する方法を説明する。3.5節では実験により全域木生成手法が3.3節で述べた性質を満足することを示す。

3.2 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、それらが通信フロー行列で指定された通信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。

- 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。

- 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3-1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、通信フローは、全てのノードペア間の通信量が等しく定数 f であるとする。つまり、 $\forall i, j, i \neq j$ に対し、 $f_{ij} + f_{ji} = f$ 。この時、平均リンク長は、Starで r 、Busで約 $\frac{r(2\pi+1)}{n-1}$ 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 からの送受信通信のみ流れる。

*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

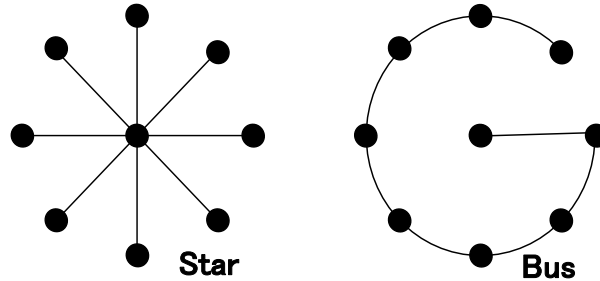


図 3-1: Star と Bus

よって、このリンクの容量は $f \times (i \text{ 以外のノード数}) = (n - 1)f$ である。各リンクについて全てこの容量となるので、平均リンク容量も以下となる。

$$(n - 1)f. \tag{3.1}$$

次に、Bus について考える。一般性を失わずノードは Bus 上で $1, 2, \dots, n$ の順に並ぶとする。この時、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

$$\begin{aligned} & \frac{f}{2} \sum_{i=1}^n \left(\sum_{j=1}^{i-1} j + \sum_{j=1}^{n-i} j \right) \tag{3.2} \\ &= \frac{f}{2} \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^{i-1} j + \frac{f}{2} \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^{n-i} j = \frac{f}{2} \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^{i-1} j + \frac{f}{2} \sum_{k=1}^n \sum_{j=1}^{k-1} j \\ &= f \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^{i-1} j = \frac{n(n-1)(n+1)f}{6}. \tag{3.3} \end{aligned}$$

式 (3.2) 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 (3.3) を $(n - 1)$ で割って、式 (3.4) になる。

$$\frac{n(n+1)f}{6}. \tag{3.4}$$

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 (3.1)(3.4) 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つのリンクが長いですが、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つのリンクが短いですが、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 の平均リンク容量の最小性に関しては、以下の2つの定理が成り立つ。

定理 1 すべてのノード間の通信量が等しい時、指定された通信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。

証明: 平均リンク容量は全リンクの総容量をリンク数 $n-1$ で割ったものである。従って、指定された通信を収容するための全リンクの総容量が最小となる木を考えればよい。さらに仮定より全ノードペア間の通信量が等しいのでこれを f とおく。すると、全リンクの総容量は

$$(\text{全ノードペア間のホップ数の合計}) \times f$$

となる。 f は定数なので、全ノードペア間のホップ数の合計が最小となる木を考えればよい。

ここで、全域木はリンク数が $n-1$ なので、 $\binom{n}{2} = \frac{n(n-1)}{2}$ 組のペアのうち、ホップ数が1となるペアは $n-1$ 組である。残りのペアのホップ数は2以上となる。以上の議論より、任意の全域木に対して、全ノードペア間のホップ数の合計は式 (3.5) 未満にはならない。

$$1 * (n-1) + 2 * (\frac{n(n-1)}{2} - (n-1)) = (n-1)^2. \quad (3.5)$$

一方、Star における全ノードペア間のホップ数の合計はまさに式 (3.5) であり、最小値を達成する。よって、指定された通信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 各ノード間の通信量が異なる場合、平均リンク容量が最小となる *Star* は、送受信通信総量が最大のノードを中心に配置したものである。

証明: 定理 1 の証明と同様に、全リンクの総容量が最小となる Star を考えればよい。Star の中心ノード k とすると、 k から任意のノードへの通信は1ホップ、それ

以外のノードペア間の通信は2ホップで行える．よって，全リンクの総容量は式(3.6)となる．

$$\sum_{i \neq k} f_{ik} + 2 \sum_{i < j, i \neq k, j \neq k} f_{ij}. \quad (3.6)$$

式(3.6)を変形すると

$$2 \sum_{i < j} f_{ij} - \sum_{i \neq k} f_{ik}. \quad (3.7)$$

となる．本式において， $2 \sum_{i < j} f_{ij}$ は通信フロー行列によって定まる定数なので， $\sum_{i \neq k} f_{ik}$ が大きいほど全リンクの総容量は小さくなる．よって， $\sum_{i \neq k} f_{ik}$ が最大となるノード k を中心とした時に，Star は全リンクの総容量ひいては平均リンク容量が最小になるが，これはまさに送受信通信総量が最大のノードを中心に配置した Star である． \square

3.3 パラメトリックな全域木生成手法

全節で述べたように 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 の代替と見做し，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．本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．

3.3.1 リンク構成案の生成

本生成手法では，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} の重み付きリンクコスト u_{ij} を以下で定義する．

$$u_{ij} = (1 - w)d_{ij} - wa_{ij} \quad (3.8)$$

$0 \leq w \leq 1$ は重み付け係数であり，本生成手法における唯一のパラメータである．式(3.8)は $(1 - w)d_{ij} + w(-a_{ij})$ であり， d_{ij} と $-a_{ij}$ との間で重み付けを行って

ことに注意されたい. $0 \leq d_{ij} \leq 1$ 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. $0 \leq a_{ij} \leq 1$ は, i, j の入出力フローの合計容量から定まる変数で, 式(3.9)で定義される.

$$a_{ij} = \frac{\max\{f_i, f_j\}}{\max_k f_k} \quad (3.9)$$

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(3.9)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 の内, 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(3.8)の重み付リンクコスト 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(3.8)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, 総通信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.

本手法では 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, 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, 総通信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. この手法で得られる全域木の特徴を以下に性質1としてまとめる.

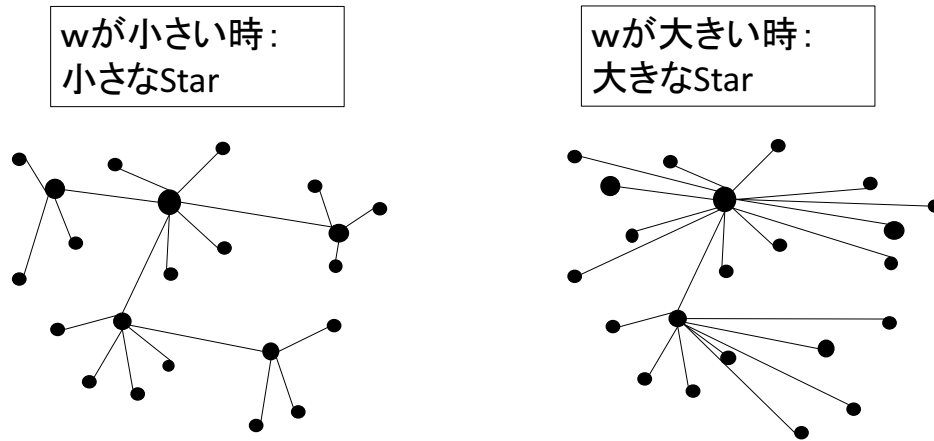
性質1

全てのノード k の f_k が互いに相異なる時, 式(3.8)の u_{ij} の下で, $ST(0)$ は MST となり, $ST(1)$ は送受信通信総量が最大のノードを中心とする Star となる. また, w が増加すると特定の総通信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.

性質1を描画すると図3-2のようになる. 図3-2左は w が小さい時に対応し, 小さな Star クラスタが多数生成される. 一方, w が大きい場合は図3-2右のようになり, 大きな Star クラスタが少数生成される.

性質1が成立する理由

- $w = 0$ 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.

図 3-2: w の値と Star の大きさ

- $w = 1$ 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 (3.9) 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, $a_{ij} \leq 1$ より a_{mj} は最大値であり, 逆に $u_{mj} = -a_{mj} = -1$ はリンクコストの最小値となる. Kruskal アルゴリズムは, 閉路が発生しないという条件下でコストの小さい $n - 1$ 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.
- w が増加すると特定のノードのみ次数が大きくなり, 局所星状の数が減ることを示す.

リンク l_{ij} を点 (d_{ij}, a_{ij}) で表す 2次元特徴空間 (図 3-3) を考える. 全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 の時, 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 となるリンク群は式 (3.8) から, この空間上で式 (3.10)

の直線で表現できる.

$$a_{ij} = \frac{1-w}{w}d_{ij} - \frac{\alpha}{w} \quad (3.10)$$

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} のコストは 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 3-3 に $w_1 > w_2$ の時の様子を示す. この結果, w が大きくなると y 座標の大きいリンクのコストが相対的に減少する. 例えば, 図 3-3 では領域 E1 内のリンクは, $w = w_2$ ならば領域 E2 内のリンクよりコストが大きい, $w = w_1$ ならば領域 E2 内のリンクよりコストが小さい. 従って, w が大きくなると y 座標の大きいリンクが Kruskal アルゴリズムに採用されやすくなる.

ここで y 座標の大きいリンクは, f_k の値が大きいノード k に支配されたリンクである. この結果, w が増加すると, 特定の総通信量の多いノードのみ次数が大きくなる. そして, 総通信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, 全域木の枝数は不変であるため局所星状の数自体は減る.

3.3.2 リンク容量の決定

ここでは $ST(w)$ が第 1 章で導入した最適化問題 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.

物理リンクに対する負荷の算出

通信フロー行列 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.

物理リンク容量の決定

リンク l_{ij} の容量 c_{ij} を式 (3.11) 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 倍を上乗せしており, x が大きいほど容量が大きくなるので遅延が減少する.

$$c_{ij}(x) = c_{ji}(x) = (1+x)h_{ij}. \quad (3.11)$$

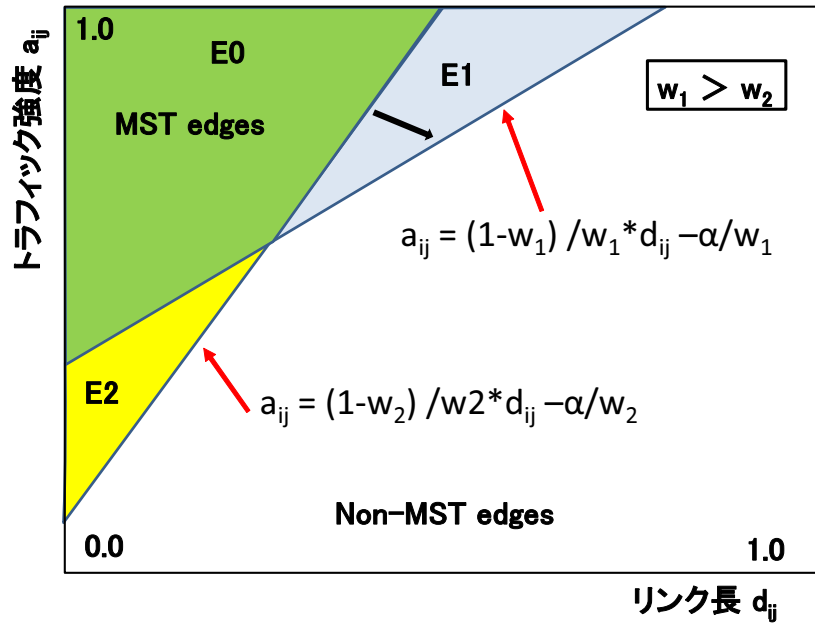


図 3-3: パラメータ w による選択されるリンクの特性変化

この時、リンク l_{ij} での遅延時間は式 (3.12) となる。

$$\frac{1}{c_{ij}(x) - h_{ij}} = \frac{1}{xh_{ij}}. \tag{3.12}$$

Kleinroch の公式より平均遅延時間 $t(x)$ は、これを全リンクに対して負荷量 h_{ij} で重み付けした平均値であり、式 (3.13) で表わせる。

$$t(x) = \sum_{l_{ij} \in \text{ST}(w)} \frac{h_{ij}}{\gamma} * \frac{1}{xh_{ij}} = \sum_{l_{ij} \in \text{ST}(w)} \frac{1}{\gamma x} = \frac{n-1}{\gamma x} \tag{3.13}$$

ここで γ は負荷 h_{ij} を $\text{ST}(w)$ の全リンクに対して合計した値である。よって、 $\gamma = \sum_{l_{ij} \in \text{ST}(w)} h_{ij}$ 。

式 (3.13) から遅延時間 $t(x) = t$ を充足する x を求めると下記となる。

$$x = \frac{n-1}{\gamma t} \tag{3.14}$$

これを式 (3.11) 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、 $\text{ST}(w)$ 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 $\text{LM}(w)$ と表現できる。 w を変化させて $\text{LM}(w)$ 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。

3.3.3 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 d と容量 c 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、この特徴について考察する。

全域木の特徴空間

全域木 T が与えられると、3.2 節での定義に従って 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。例えば、 $m(d)$ 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 3-5)。例えば、 $ST(1)$ の Star は 3.2 節で述べた議論から、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ため特徴空間内で左上の領域に存在する。

解集合 $\{ST(w) | w \in WL\}$ の性質

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。図 3-4 はこの性質を図示したものである。

解候補集合の持つ性質の概念的証明

w の変化に伴うリンクの特性変化に着目し、解集合の性質の概念的証明を与える。以下の議論では、図 3-3 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。従って、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 3-3 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 3-3 の領域 E1 内のようなリンク

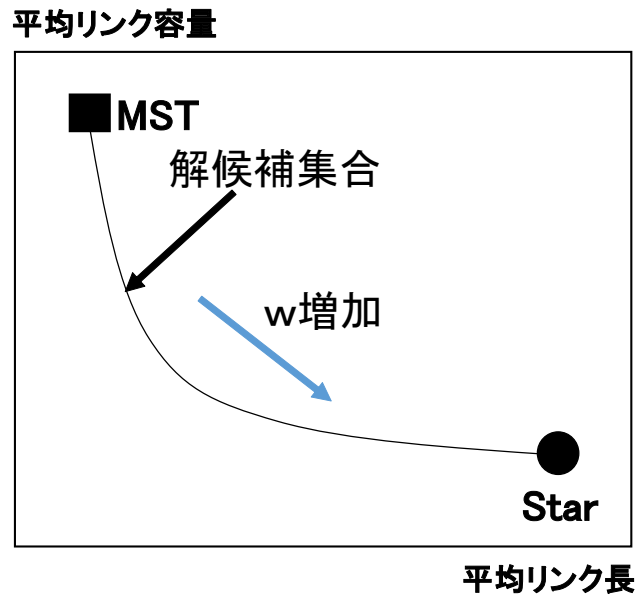


図 3-4: w の増加に伴う解候補集合の変化

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、リンク辺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、式 (3-11), (3-14) から、リンク負荷 c_{ij} を $x * h_{ij} = \frac{(n-1)h_{ij}}{\gamma t}$ だけ増加させた値である。この増加分の全リンクに対する平均は下記となる。

$$\sum_{l_{ij} \in ST(w)} \frac{(n-1)h_{ij}}{\gamma t(n-1)} = \sum_{l_{ij} \in ST(w)} \frac{h_{ij}}{\gamma t} = \frac{\gamma}{\gamma t} = \frac{1}{t}. \tag{3-15}$$

つまり、 $ST(w)$ 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 に依らない定数なので、 $m(c)$ 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 $(m(d), m(c))$ の軌跡は図 3-5 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。

ここで、軌跡の形状が上に凸 (図 3-5②) であるか、下に凸 (図 3-5①) であるか

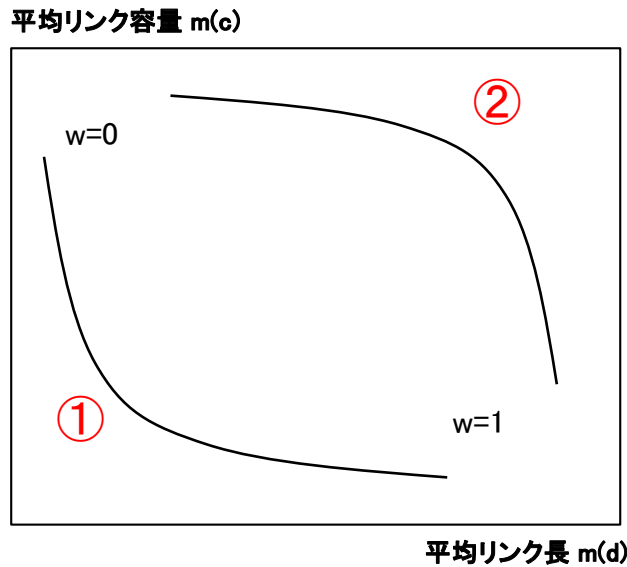


図 3-5: $ST(w)$ の平均リンク長と平均リンク容量

を検討する．そのため， $w \approx 0.0$ 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 3-6 参照)．

図 3-6 はリンクの特徴空間である． $w \approx 0.0$ の時に Kruskal アルゴリズムに採用されたリンクコストの最大値を $\hat{\alpha}$ とする．図 3-6 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式 (3.8) の直線 $a_{ij} = \frac{1-w}{w} d_{ij} - \frac{\hat{\alpha}}{w}$ である． $w \approx 0.0$ の時，直線の傾き $\frac{1-w}{w}$ が大きいため三角形は縦長になる．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 $w \approx 0.0$ の時はリンク長が短いリンクを Kruskal アルゴリズムが選択することと対応する．ここで w を僅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時，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，傾きが僅かに減少し図 3-6 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，リンク長の増加は僅かで a_{ij} の増加は大きい．よって，前者より $\frac{\Delta m(d)}{\Delta w} \approx 0$ ，後者より総通信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} の値は殆ど増加せず， d_{ij} の値が

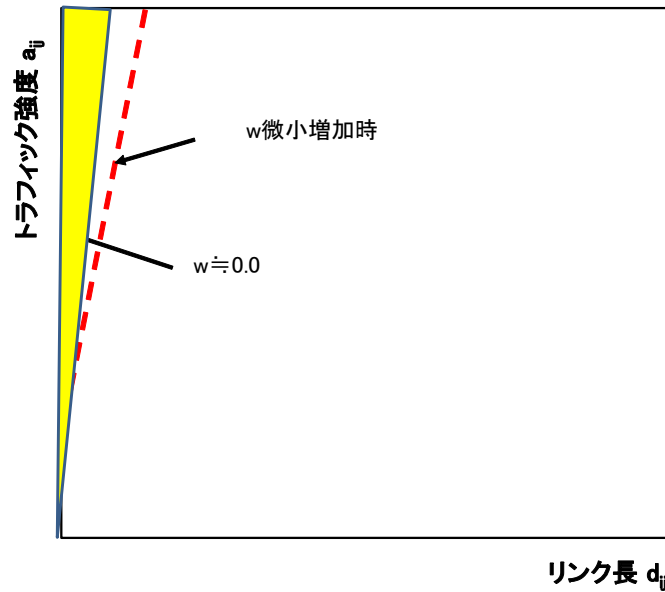


図 3-6: $w \approx 0.0$ でのリンク選択

大きく増加する (図 3-7). よって, $\frac{\Delta m(d)}{\Delta w} > 0$. さらに式 (3.8) 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及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, $(m(d), m(c))$ の軌跡は $w \approx 0.0$ (図 3-5 の左上) で垂直に近く, $w \approx 1.0$ (図 3-5 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.

解候補集合の持つ性質の利点

ここでは, 解集合の性質がもたらす利点について考察する. 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費用 $g(c, d)$ 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 $m(g(c, d))$ とおくと, $LC = (n - 1)m(g(c, d))$ が成り立つ. $m(g(c, d))$ を直接取り扱うのは難しいので, 以下では $LC \approx (n - 1)g(m(c), m(d))$ 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.

$LC \approx (n - 1)g(m(c), m(d))$ である時, 全域木の特徴空間内に, LC が一定値 κ と

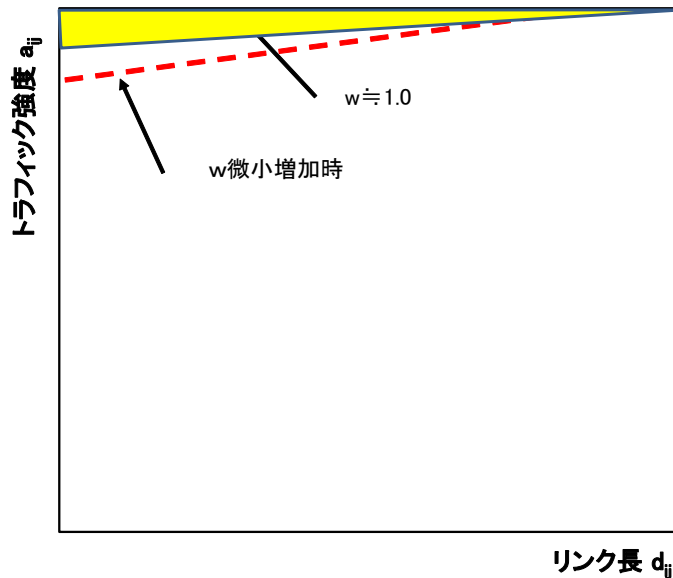


図 3-7: $w \approx 1.0$ でのリンク選択

なる等費用線を定義できる (図 3-8 の破線). 等費用線は $g(c, d) = \frac{\kappa}{n-1}$ の軌跡になる. 等費用線の形状を考えてみよう. リンク費用関数 $g(c, d)$ は c と d に関して単調増加である. よって, $g(c, d)$ が定数 $\frac{\kappa}{n-1}$ という条件下で c を増加させると d は減少する. よって, 等費用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 が大きくなるに連れて費用増加の傾向が低減する. 従って, 等費用線は下に凸である.

図 3-4 に図示したように解候補集合は下に凸なので, 解候補集合も等費用線もどちらも下に凸である. 解候補の中で $LC \approx (n-1)g(m(c), m(d))$ を最小化する解は, κ の値を変化させて等費用線が解候補集合と接する時の接点である (図 3-9). 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. 従って, 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, 等費用線の形状から, 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. 等費用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.

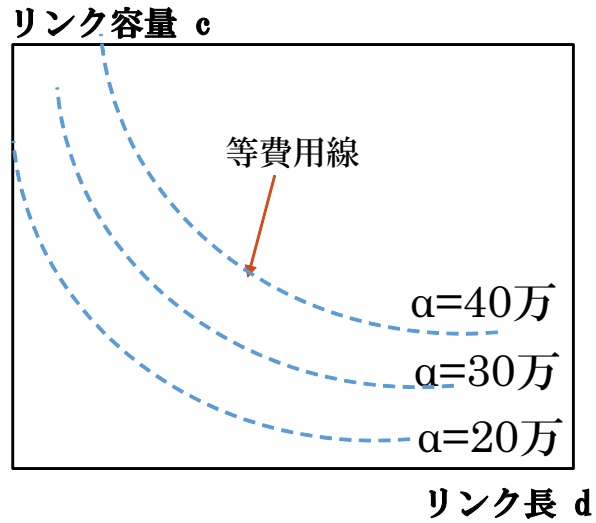


図 3-8: 等費用線

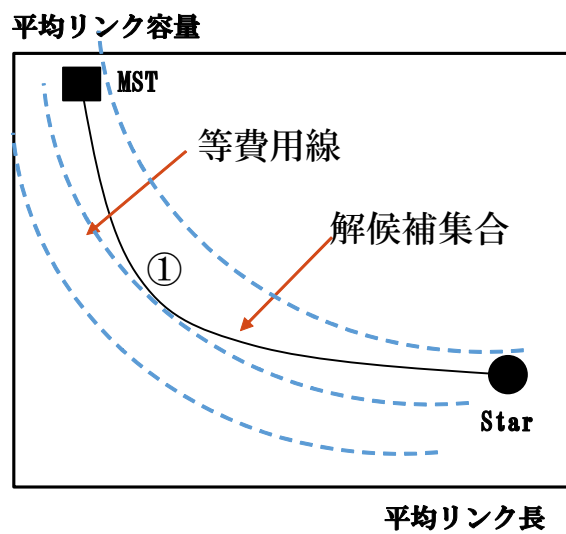


図 3-9: 等費用線と最小費用解

3.3.4 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通信フロー行列 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。従って、FM の全要素を割り当てるのに必要な計算量は、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。

3.4 解の選択

ここでは3.3節で得られた解候補集合の中から解を選択する。各解候補に対する費用を計算し、費用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。

3.4.1 解候補に対する費用の計算

入力として与えられたリンク長行列 DM とリンク費用関数 $g(c, d)$ から、3.3節の手法を用いてパラメタ w の下で求めたリンク容量行列 LM に対して、リンク費用の合計 $LC = \sum g(c, d)$ を厳密に計算できる。これを $LC(w)$ と書く。

3.4.2 解の選択

重み w のリスト WL をあらかじめ与えれば、解候補の集合 $\{(ST(w), LM(w), LC(w)) \mid w \in WL\}$ 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出来る。

提案した TD の解法は解候補を列挙して、その中から費用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費用計算にかかる時間が多くなることが懸念される。しかし、本生成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、さまざまな w に対して解候補を列挙しても計算量は爆発しない。3.3 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 $ST(w)$ 、費用 $LC(w)$ は w に関して非連続的に変化する。このため、 $|W|$ が小さいと費用最小値を達成する 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、本手法の計算量は $|W|$ に関して線形オーダーなので、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 3-3) の点密度が疎であるほど激しい。しかし、3.3 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。

3.5 実験

3.5.1 実験の目的

先述した提案手法の 3 つの性質を実験により確認する。

1. 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 (ノードクラスター) の個数が w の増加によって単調減少傾向を持つこと、
2. パラメータ w の増加に伴い、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、及び、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
3. パラメータ w の変化に伴い、Kruskal アルゴリズムが図 3-3 で説明したようなリンク選択傾向を持つこと。

3.5.2 実験の計画

本方式の実験に対する入力データは次の通りである.

- ノード集合 N : 100 個のノードを 500km× 300km の矩形エリアにランダムに点在させる.
- 通信フロー行列 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, 1000Kbps 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. すなわち,

$$f_{ij} = \frac{i+j}{2n-1} \times (1000 \text{ 以下の一様乱数}).$$

この時, ノード j の総入出力通信量の期待値は以下のようになる.

$$E[f_j] = \sum_{i=1, i \neq j}^n \frac{i+j}{2n-1} \times 500 \quad (3.16)$$

$$= \frac{500}{2n-1} \left(\frac{n(n+1)}{2} - j + (n-1)j \right) \quad (3.17)$$

$$= \frac{500}{2n-1} \left(\frac{n(n+1)}{2} + (n-2)j \right) \quad (3.18)$$

従って, ノード番号 j が大きいほど総入出力通信量の期待値は大きい. このやり方で, 一般的に観測される通信量が集中するノードを模擬する.

- ノード間距離行列 DM: ノード位置からノード間距離を求めて設定する.
- リンク費用関数 $g(c, d)$: 国内通信サービス業者のリンクあたりの費用実データを取得した. これを費用関数 $g(c, d) = g_1(c) * g_2(d)$ に当てはめて表現した. $g_1(c)$ はリンク長を 100 Km に固定した場合のリンク容量 c に対する費用を表す. $g_2(d)$ はリンク長 d が 100 Km 以外となった場合の費用補正用の関数である. $g_1(c)$ と $g_2(d)$ を下記に示す.

$$\diamond g_1(c) = 56.37c^{0.358} * 1000 \text{ ¥}$$

$$\diamond g_2(d) = \left(\frac{d}{100} \right)^{0.231}$$

- 平均遅延時間制約 t : $t = 0.001$ (sec) とする.

3.5.3 実験結果

本生成手法によって解候補となる全域木の集合を生成し、性質1の視覚的検証のためにそれらを図示した。また、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 の関係も合わせて表示した。

解候補集合の性質の検証のために $w = 1.0, 0.4, 0.0$ に対して、図3-3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。

生成された局所星状全域木

図3-10に $w \in \{0.0, 0.2, \dots, 1.0\}$ と変化させた時の $ST(w)$ 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。

平均リンク長と平均リンク容量

w を変化させた時の、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3-11に示した。併せて、解候補の費用 $LC(w)$ 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 を変化させた時の $(m(d), m(c))$ の軌跡を図3-12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わかる。以上より、3.3.3節で述べた解集合の性質が確認できた。

選択されるリンクと w との関係

ここでは図3-3で説明した性質を検証する。図3-13に $w = 1.0$ (図3-13(a)), $w = 0.4$ (図3-13(b)), $w = 0.0$ (図3-13(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 3-3 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 内のリンクよりもコスト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.

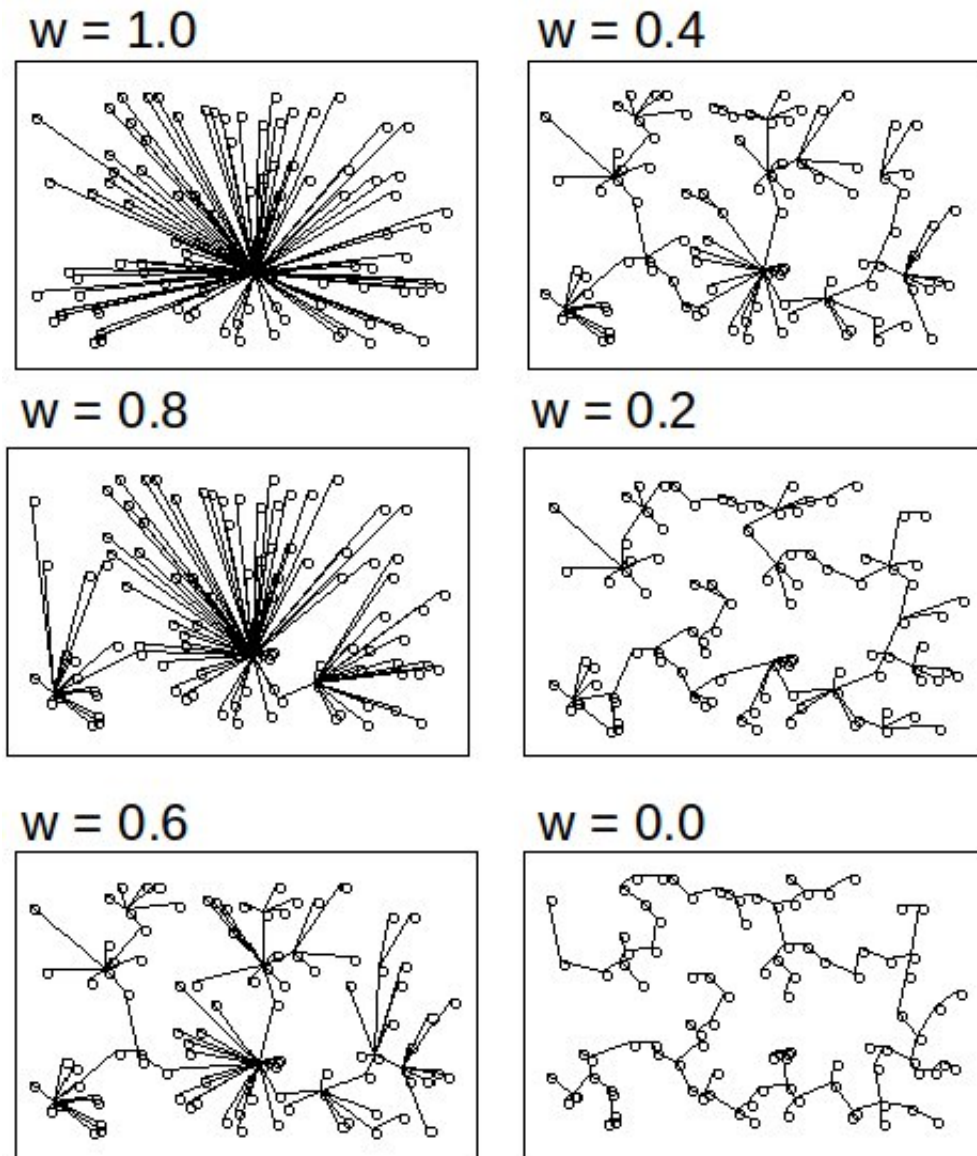


図 3-10: ST(w) のパラメトリック生成

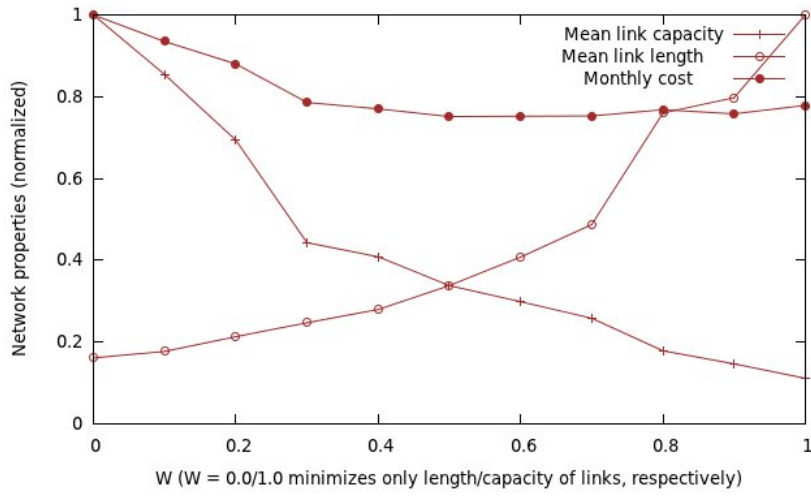


図 3-11: リンクの平均特性の w への単調依存性

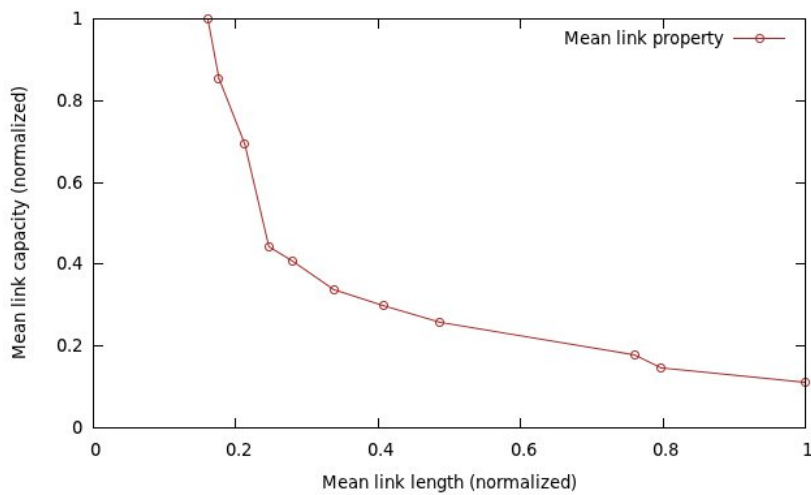
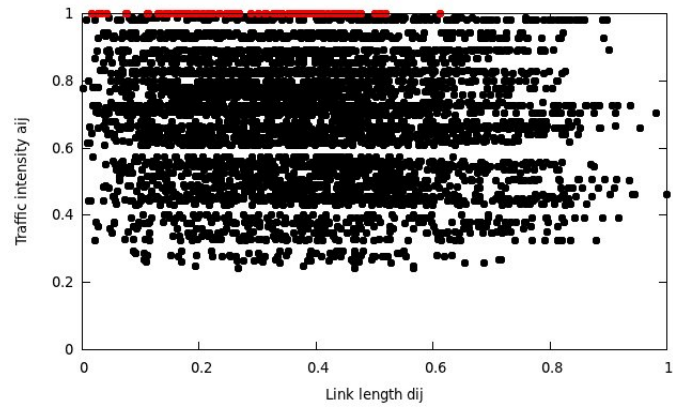
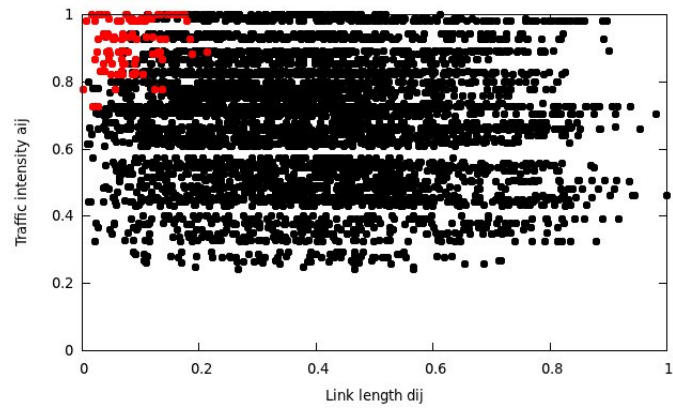


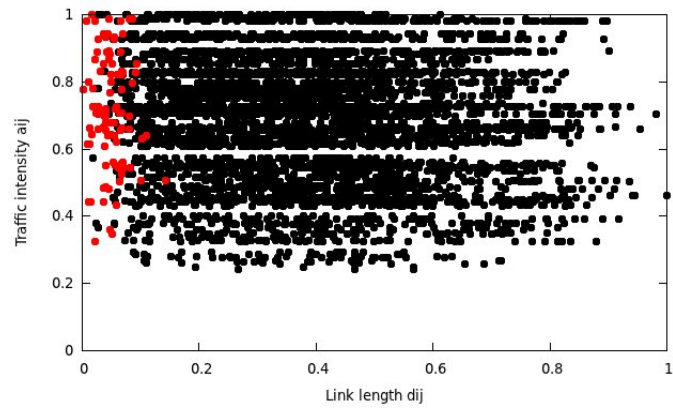
図 3-12: 平均リンク長と平均リンク容量



(a) $w = 1.0$



(b) $w = 0.4$



(c) $w = 0.0$

(縦軸 : a_{ij} , 横軸 d_{ij})

図 3-13: 採用されるリンクの w 依存性

3.6 まとめ

通信ネットワークトポロジー設計手法は Star や Bus 等のトポロジー型を指向するものと、そうでないもの到大別できる。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、伝統的ネットワークトポロジー設計においては、構造的な型ベースのトポロジー設計が重用されている。伝統的手法では、与えられたノード配置と通信フロー行列の下で、性能や費用が妥当な設計案を得るために、最初のステップとしてノードのクラスタリングをおこなう。本章では、このノードのクラスタリング処理の自動化方式を考察した。

具体的には、クラスタリング結果が局所的な Star 構造からなる局所星状構造であるという制約下で、この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。本生成手法では、(1) 型が局所星状木構造であること、及び(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。

本手法ではネットワークの運用費用の主因であるリンク長とリンク容量の両者を考慮した局所星状木を生成を実現するため、各リンクにリンク長とノード間通信量との重み付き和をコストとして与え、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つの解候補となる費用評価付き局所星状木を得る。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 が大きくなるに連れて、生成される解候補は通信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費用を計算できるので、ネットワーク設計者は費用が小さくなる解を選択できる。本手法はノード数 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本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。

以下に、人の感性から見て好ましいと感ずるトポロジーの選択について述べる。生成された局所星状木は、 w の値の変化に従い、 $w=0.0$ では中心ノードが一つの

Star 構成, $w = 1.0$ では MST 構成となり, 中間値では複数の Star が接続された木構造である. これらの複数の候補の中から, 一つの候補を選択する場合, 費用は $w=0.5$ の時に最低になるが, ネットワーク設計者の美的感性から見て好ましい構造も, $w = 0.4 \sim 0.6$ の間に有ると言える. 主な理由としては, トポロジー設計の主たる目的である完全グラフからのリンクの縮退に対して, クラスタ数とノード次数のバランスが取れたクラスタリングが行われていることが上げられる. これは, $w=0.5$ の費用最小値とも重なり, 人から見た経験的な型構造の美しさと費用との関連性を示していると考えられる.

また, 用途によっては, 費用最小値以外の選択条件として, 平均遅延時間を最優先する場合に $w=1.0$ に相当する中心ノードが一つの Star を採用したり, 物理的な総リンク距離を最短にする場合に $w=0.0$ の MST に相当する Bus を採用する例もある. これらは, 費用, 平均遅延時間, リンク長のどれを優先するかによって, 採用される w が変化することを示す. 本研究では, 基本的に費用最小化をトポロジーの選択条件として採用する.

第4章

型階層トポロジーの生成

4.1 はじめに

本章では、多様な型階層トポロジーを自動生成する手法を述べる。本手法ではまず、Star 型階層トポロジーを生成する。その後、Star 型階層トポロジーを局所的に書き換えて多様な型階層トポロジーを生成する。

Star 型階層トポロジーはボトムアップに生成される。まず、3章で述べたアルゴリズムを使用して、費用の小さい局所星状木を得る。次に、木から Star クラスタの中心になるノード (以下、中心ノード) 群 C を選出し、木を複数の Star クラスタが連結した構造に書き換える。上位階層は、3章で述べたアルゴリズムを再び使用し、 C 内のノードのみを対象して費用の小さい局所星状木を得て、 C から中心ノードを選ぶことで実現する。以降、この手続きを繰り返すと新階層を作成の度に中心ノードの数が減るので、中心ノード数が閾値になった時点で停止する。

多様な型階層トポロジーは、Star 階層トポロジー内の特定階層の Star クラスタを他の型 (Bus あるいは Ring) に書き換えることで実現する。得られる型階層トポロジーの個数は、各階層で型の選択肢が Star, Bus, Ring の3種類なので、階層数が k の場合には、 3^k 個となる。型階層トポロジーは上位階層から下位階層の型名をハイフンで繋げて表記する。例えば、階層数が3でトップ階層の型が Bus, 中間階層の型が Ring, 最下層の型が Star である場合、型階層トポロジーは Bus-Ring-Star と記述する。よって、階層数が2の場合のは、Star-Star, Star-Bus, Star-Ring, Bus-Star, Bus-Bus, Bus-Ring, Ring-Star, Ring-Bus, Ring-Ring の9種類の型階層トポロジーが得られる。

ネットワーク設計者には、これらの型階層トポロジーがその属性情報 (費用, 平

均遅延時間, 平均リンク容量, 平均リンク長) と共に提示される.

本手法の全体フローを図4-1に示す.

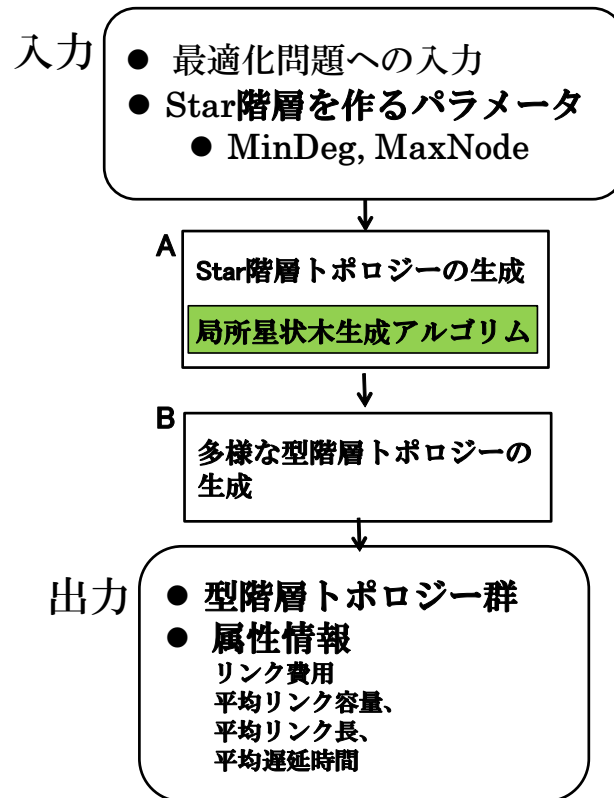


図 4-1: 型階層トポロジーの生成フロー

入力は, 1章で述べた Kleinroch の最適化問題への入力

- ノード集合 N
- 通信フロー行列 FM
- ノード間距離行列 DM
- リンク費用関数 $g(c, d)$
- 制約条件である平均遅延時間の上限値 t

に, Star 型階層トポロジー生成に使用する以下の2つのパラメータを加えたものになる.

- Mindeg: 木構造から中心ノードを選ぶための最小次数。次数 Mindeg 以上のノードが中心ノードになる。
- Maxnode: 最上位階層の中心ノードの上限値。本手法では Star 型階層トポロジーをボトムアップに生成する。中心ノード数が Maxnode 以下になった時点で, 上位階層を新たに生成するのを停止する。

一方, 出力は, 多様な型階層トポロジーの集合とその属性情報 (費用, 平均遅延時間, 平均リンク容量, 平均リンク長) である。

以降では, 4.2 章で Star 型階層トポロジーの生成手法, 4.3 章で Star 型トポロジーを書き換えて様々な型階層トポロジーを得る手順, 4.4 章で実験による評価結果を述べる。

4.2 Star 型階層トポロジーの生成

ここでは, ノード集合 N , FM, DM, リンク費用関数 $g(c, d)$, 平均遅延時間 t 及び, Mindeg, Maxnode を入力として, Star 階層トポロジーを生成する。以下の手順で処理は進む。図 4-2 に Star 階層トポロジーの生成フローを示す。

1. N に対する費用の低い局所星状木 T の生成.

ここでは, 3 章の局所星状木生成アルゴリズムを使用して, 費用の低い局所星状木 T を得る。

2. 局所 Star クラスタの中心ノードの選出.

T は費用最小解を実現する w の値にも依るが, 局所的な Star クラスタが複数個つながった木である。Star クラスタのサイズ (ノード数) は小さなものから大きなものまで種々存在する。そこで, サイズがある程度以上の Star クラスタを残し, その他のノードは近くの Star クラスタに吸収させることを目指す。そのために, MinDeg 以上の次数を持つノードのみを中心ノードとして選出する。中心ノードの集合を C とする。

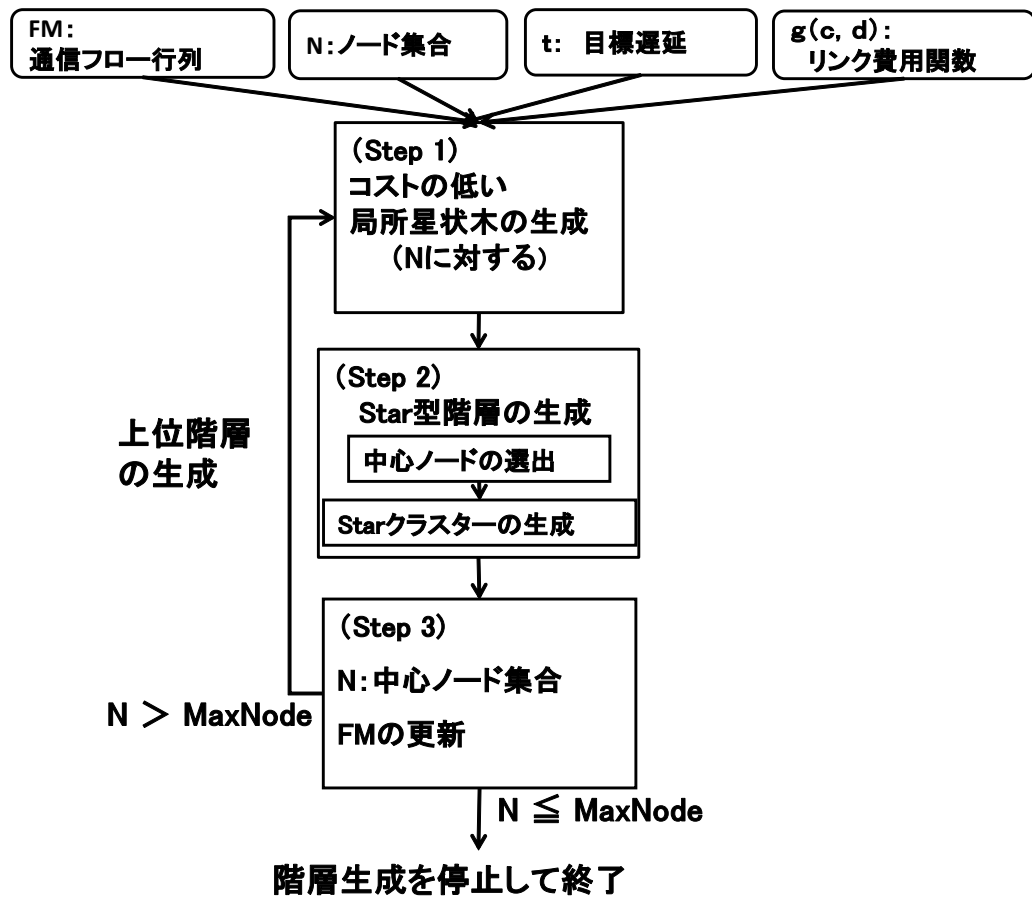


図 4-2: Star 階層トポロジー生成フロー

3. Star クラスタの生成.

ここでは C 内の各ノードを中心とした Star クラスタを作成し、それらが連結した全域木を完成させる。局所星状木 T に於いては、Star クラスタは大まかにできているが、どの中心ノードとも直接つながらないノードが存在する。そこで T の非中心ノードを、 C のいずれかのノードにつなぐことで Star クラスタを作成する。さらに、Star クラスタ間の接続は、中心ノードを直接接続するようにする。この際、(費用が低い) T からの変更量を少なくし、費用増加を抑える必要がある。本手法では、この目標を以下の手順で実現する。

- a) 中心ノード同士が T 内で直接繋がっている場合は、そのリンクを維持する。

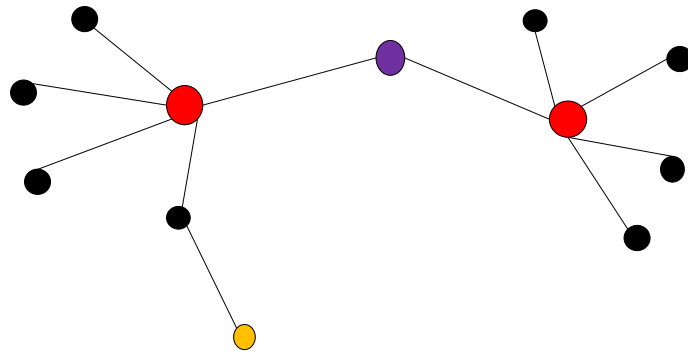


図 4-3: 局所星状木生成アルゴリズムが生成した木

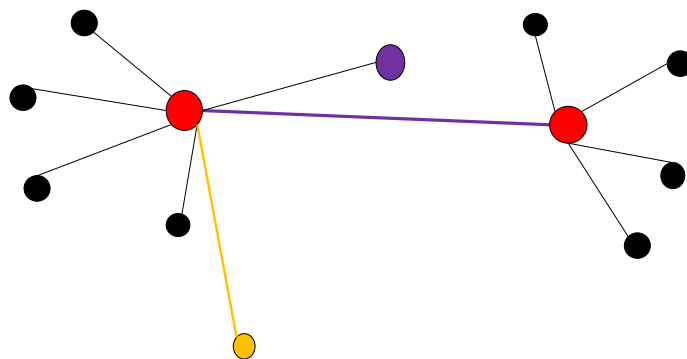


図 4-4: 整形後の木

b) 非中心ノードが T において,

- ただ1つの中心ノードと接続している場合には, そのリンクを維持する.
- 2つ以上の中心ノードと接続している場合には, 1つのリンクのみを残す.
- どの中心ノードとも接続していない場合には, リンクコストが最も小さい中心ノードにつなぎ直す.

上記を例に示す. 図 4-3 は局所星状木 T を示している. 図 4-3 において赤い

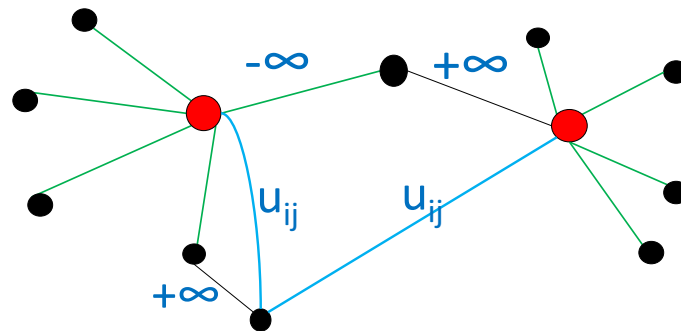


図 4-5: Kruskal 法のリンクコストの設定

ノードは中心ノードである。黄色のノードはどの中心ノードともつながらない非中心ノードである。紫のノードは複数の中心ノードと接続された非中心ノードである。さらに、中心ノード同士は紫のノードを経由してつながっており、直接接続されていない。これを修正して図 4-4 に示すような Star クラスタを生成する。具体的には、黄色い非中心ノードは中心ノードと直接接続させ、紫の非中心ノードに対してはコスト最小のリンクを 1 つだけ残してそれ以外のリンクは除去する。これにより、すべての非中心ノードは唯一の中心ノードと直接つながり、Star クラスタが決定される。さらに、紫のノードからのリンクを除去することで 2 つの Star クラスタが非連結になるので、中心ノード同士を直接接続する。

上述した手順はグラフの局所書換え問題なので、書換え規則のルールベースを用いる知識処理によって実現することなどが考えられるが、本手法では、Kruskal 手法によって最小全域木を求めることで実現する。Kruskal 法は局所星状木生成アルゴリズムで既に使われており、本手法は多様なアルゴリズムを混在させる方式に比べ、簡単でエレガントな実現となっている。Kruskal 法の入力となるノード群 N に対する完全グラフのリンクコストは、図 4-5 に示す通り、次のように定める。

- T 内で維持するリンクのコストを $-\infty$ に設定する。以下の 3 ケースがある。

- ◇ 中心ノードを直接結ぶリンク

- ◇ 非中心ノード i と中心ノード j 間のリンクで、 i と接続している中心ノードが j だけのケース
- ◇ 非中心ノード i と中心ノード j 間のリンクで、 i と接続している中心ノードが複数個ある場合に、残すことを決定したリンク
- 絶対に繋がってはいけないノード間のリンクのコストを $+\infty$ に設定する。以下の2ケースがある。
 - ◇ 非中心ノード同士を結ぶリンク
 - ◇ 非中心ノード i と中心ノード j 間のリンクで、 i と接続している中心ノードが複数個ある場合に、残さないことを決定したリンク
- T に含まれない中心ノード i, j 間のリンクのコストは、これまで通り式 (3.8) で定義した u_{ij} に設定する。
- T に含まれない非中心ノード i と中心ノード j 間のリンクのコストを u_{ij} に設定する。

これらのリンクコスト設定により、下記が保証される。 T 内でただ一つの中心ノードと接続された非中心ノードは、同じ中心ノードと接続され続ける。また、 T 内で複数の中心ノードと接続された非中心ノードは、リンクコストが最小の中心ノードとのみ接続される。また、非中心ノード同士を結ぶリンクを $+\infty$ に設定することで、 T においてどの中心ノードとも接続されなかった非中心ノードは、他の非中心ノードとは接続されないのでどれかの中心ノードと接続される。

従って、これらのリンクコストに対して、Kruskal 法を実行すると、 C 内の各ノードを中心とした Star クラスタが作成されると同時に、それらが連結した全域木が生成される。

4. 上位階層の生成

T の中心ノード数 $|C| \leq \text{Maxnode}$ であれば最上位階層に到達したと判断し、最上位階層の Star として、 C のノード群に対する Star を構成して処理を終える。この Star の中心は C の中から次数最大のノードを選択する。

逆に $|C| > \text{Maxnode}$ であれば、さらに上位階層の生成が必要と判断し、ノード集合 N と通信フロー行列 FM を更新して 1. に戻る。 N に関しては、 $N = C$ とする。この結果、次階層では T の中心ノードの集合 C に対する局所星状

木が生成されることになる。FMに関しては、 C のノード群に対する通信フロー行列を作成する。中心ノード a と b 間のフロー量は、それぞれのクラスターメンバーのノード間の現階層のフロー量を合計したものにする。すなわち、

$$f'_{ab} = \sum_{i \in A, j \in B} f_{ij}. \quad (4.1)$$

f'_{ab} は次階層の a, b 間のフロー量、 f_{ij} は現階層の i, j 間のフロー量、 A, B はそれぞれ a, b を中心とする現階層の Star クラスターである。

以上の処理によって、スター型階層トポロジーが得られる。これを StarH と表記する。

なお、上記の局所星状木の部分書き換えによってトポロジーの属性は次のように変化する。リンク容量については、トラフィック量の多い中心ノード間を直接接続することになるため、当該リンクは少ない容量で済む事になる。この為、平均リンク容量は若干減少する。リンク長については、書き換えによる新規リンクが長いのでその分だけ平均リンク長は若干増加する。平均リンクコストに関しては、 $g(c, d)$ の式によって増減が決まるが、その変化量は大きくない。

4.3 多様な型階層トポロジーの生成

ここでは、StarH を局所書き換えすることにより、多様な型階層トポロジーを得る。これは StarH の特定階層の Star を Bus や Ring に置換することで実現される。より正確には、この方法でリンク構成を変更した後、平均遅延時間制約を満足するように各リンクの容量を定めることで、個々の型階層トポロジーが得られる。

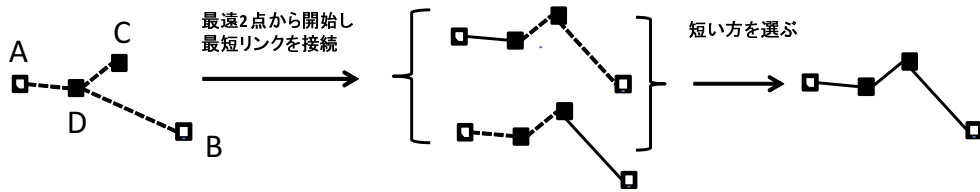
4.3.1 型の変更

ここでは、StarH の特定階層のリンク構成を Star から Bus や Ring に置換する。リンク構成を変更する時に利用する Star から Bus への変換、Star から Ring の変換方法を図 4-6 を用いて説明する。

- Star から Bus への変換 (図 4-6(a))

与えられた Star 内で、互いに最も遠く離れた 2 ノードを A, B とする。

(a) Star → Bus



(b) Star → Ring

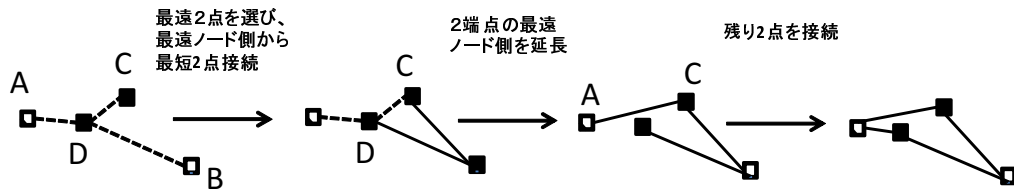


図 4-6: Star から Bus と Ring への変換

- ◇ A を始点とし B を終点とするパス
- ◇ B を始点とし A を終点とするパス

を生成し、パス長の短い方を Bus として採用する。なおパス構築時に、次ホップは、訪問済みでないノードの中で現在到達したノードから最も近いノードを選択する。図の例では2つのパスはたまたま一致する。

● Star から Ring への変換 ⁽³¹⁾(図 4-6(b))

与えられた Star を構成するノード集合を SN とする。まず、集合 SN 内のノード i に対して、ノード群 SN との距離 $d(i, SN)$ を $SN \setminus i$ の中で i から最も遠いノードまでの距離と定義する (式 (4.2))。

$$d(i, SN) = \max_{j \in SN \setminus i} d_{ij}. \tag{4.2}$$

$d(i, SN)$ は、 i が SN の他のノードからどれだけ離れているのかを示す指標である。

$d(i, SN)$ の値が最大のノードを n とする。図中ではノード B が n になる。 n をリング構築の開始点とし、 $SN \setminus n$ の中で n と最も近い2ノード (図中の C, D)

と n をそれぞれリンクで結ぶ。この時点で n から出るリンクが確定し、 n は処理済みとして SN から除外される。

その後、構成中のリンクの末端2ノード（図では C と D ）の内、残りのノード群 SN との距離が大きいノードを n' とする。図中では、 C が n' になる。 $SN \setminus n'$ の中で n' と最も近いノードと n' をリンクで結合する。やはり、この時点で n' から出るリンクが確定し、 n' は処理済みとして SN から除外される。

この処理を繰り返す、最後に残った1リンクを張って Ring が完成する。この方法では、最遠のノード同士を結ぶようなリンク（最長リンク）の発生が阻止できる。

提案した型階層生成手法では、階層数を k とすると、 $|\{\text{Star, Bus, Ring}\}|^k = 3^k$ 個の多数の型階層トポロジーを生成する。このような状況で、1つの型階層トポロジーを生成する度に、個々の階層を新規に生成するのはオーバーヘッドが大きい。そこで、ある型階層トポロジーに生成した階層を他の型階層トポロジーで再利用することでオーバーヘッドを削減する。具体的には、図4-7に示すように、最初に StarH から、全階層が Bus である型階層トポロジー BusH、全階層が Ring である型階層トポロジー RingH* を作成する。そして、これ以外の型階層トポロジーを生成する時には、StarH, BusH, RingH から必要になる階層データをコピーして組み合わせる。例えば Star-Ring-Bus を生成する場合、最上位階層の Star は StarH の最上位層を、2層目の Ring は RingH の2層目を、最下層の Bus は BusH の最下層をコピーして使用する。

4.3.2 リンク容量の決定

3章と同様に、通信フロー行列 FM の内容を型階層トポロジーのリンク上に積算する。そのためには、当該トポロジー上で全ノード間 $i \rightarrow j, (i, j \in N, i \neq j)$ の最短パスを求め、パス上のリンク上にトラフィック $f_{ij} \in FM$ を積算する。その後、Kleinlock 公式を用いて平均遅延時間 t を達成する各リンクの容量を計算する。

最短パス探索処理の高速化

リンク容量を決定するには、すべてのノード間で最短パスを計算する必要があるが、その計算量は大きい。階層数が k の場合、 3^k 個の型階層トポロジーが生成され、各トポロジー上で全ノード間の最短パスを計算するので、全体で $3^k \frac{N(N-1)}{2}$ 個

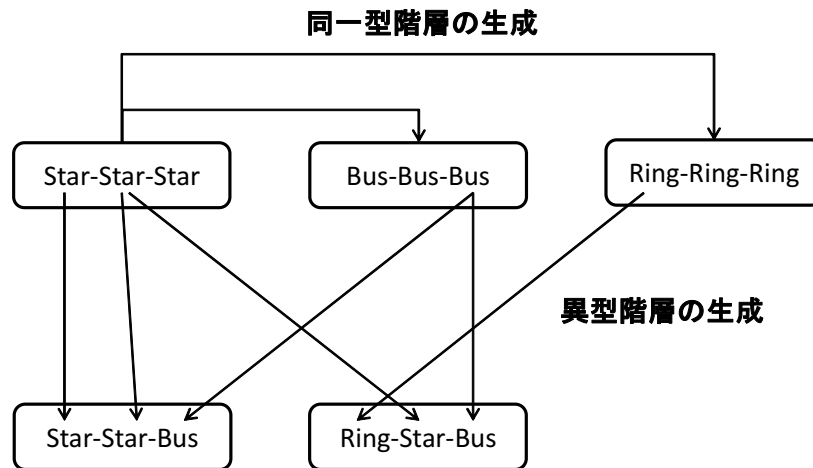


図 4-7: 均一型階層トポロジーの部分借用

の最短パスを求める必要がある。例えば、 $k = 3, N = 100$ であれば、探索すべき最短パスの数は $27 \times \frac{100^2}{2} = 135,000$ と膨大になる。よって、最短パスの検出時間を短縮することが望まれる。そこで最短パス探索の処理時間を削減する工夫について、以下説明する。

上述した StarH, BusH, RingH の各層内のクラスタ毎に、同一クラスタ内のノード間の最短パスをあらかじめ計算してテーブル化し、図 4-7 の方法で他の型階層トポロジーを生成する場合に、このテーブルも同時にコピーして利用する。さらにこの仕組みにより、例えば 1 つの型階層トポロジー上でノード $i \rightarrow j$ の最短パスは、

- i から上昇して最上位ノード r に至るパス
- j から上昇して最上位ノード r に至るパス

をテーブルを用いて高速に計算した後、両パスの排他論理和をとって上位層の共通部分を削除してから結合すれば求まる。

4.3.3 費用評価

この時点で、得られた型階層トポロジーの各リンクのリンク容量 c 、リンク長 d が決定しているので、 $g(c, d)$ を用いてリンク費用が計算できる。これを全リンクに関して積算すれば、型階層トポロジーの費用が得られる。なお、本手法では実際にリンクを生成し、個々のリンクの容量を求めているため、費用以外にも、平均遅延時間、平均リンク長、平均リンク容量、ノード次数の最大値などの属性を算出できる。これらは最終的な人によるトポロジー選択に有効な情報である。

4.4 実験

4.4.1 実験目的

提案した型階層生成手法によって、Star, Bus, Ring 型を持つ階層トポロジーが得られること、及びそれらの費用を算出できることを確認する。さらに、計算時間がノード数によりどう変わるかも評価した。

4.4.2 実験1：2階層のトポロジーが生成される場合

入力は以下のようにした。Kleinroch の最適化問題への入力は3章の実験と同一である。

- 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。
- 通信フロー行列 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。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。3章で述べた様に、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。
- ノード間距離行列 DM: 上記のノード配置からノード間距離を求める。
- リンク費用関数 $g(c, d)$: $g(c, d) = g_1(c) * g_2(d)$ と表現した。 $g_1(c)$ はリンク長を 100 Km に固定した場合のリンク容量 c に対する費用を表す。 $g_2(d)$ はリンク長 d が 100 Km 以外となった場合の費用補正用の関数である。 $g_1(c)$ と $g_2(d)$ を下記に示す。

$$\diamond g_1(c) = 56.37c^{0.358} * 1000 \text{ ¥}$$

$$\diamond g_2(d) = \left(\frac{d}{100}\right)^{0.231}$$

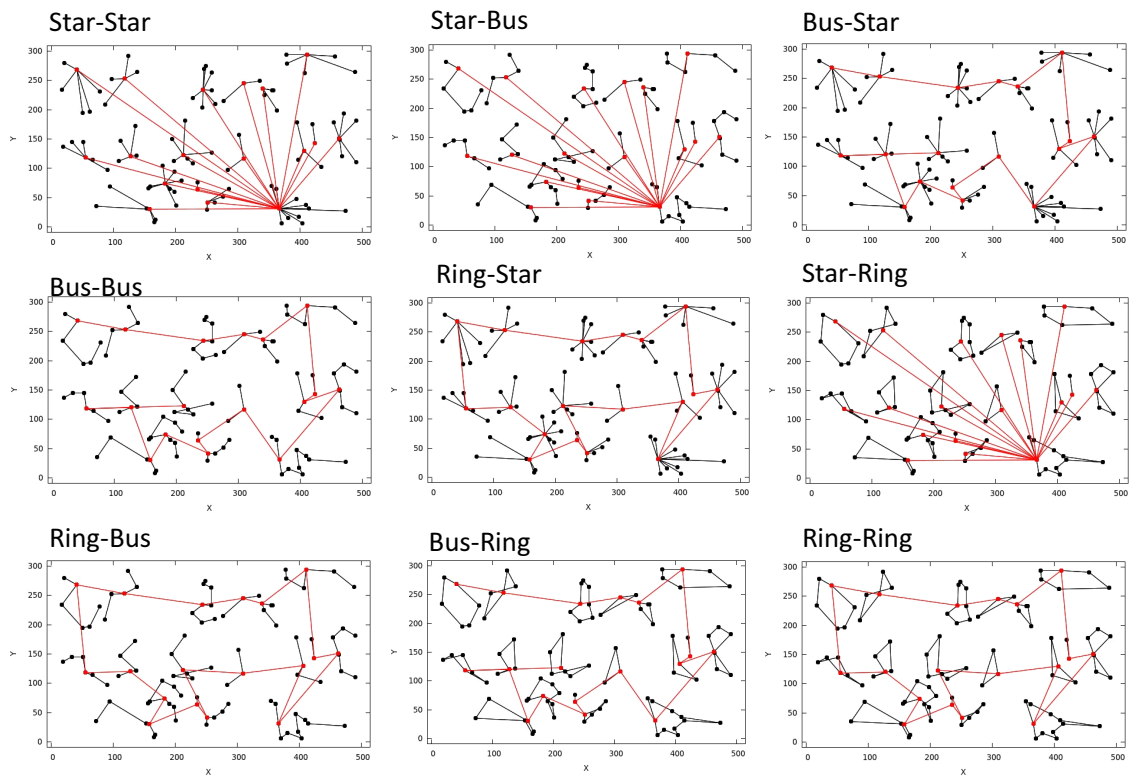
- 平均遅延時間制約 $t = 0.001 \text{ sec}$ とする。

Star 型階層トポロジー生成に使用するパラメータは以下のように設定した。

- 中心ノードの最小次数 $\text{Mindeg} = 6$. すなわち、次数6以上のノードがStar型階層トポロジー生成におけるStarクラスタの中心ノードとして選ばれる。
- 最上位階層の中心ノードの上限値 $\text{Maxnode} = 100$.

実験結果

生成された9種類の型階層トポロジー群を図4-8に示す。



黒: 第1階層、赤: 第2階層

各図は、500km x 300kmの矩形エリア

図 4-8: 生成された2階の型階層トポロジー群

本実験では、Maxnodeがノード数に対して大きいため、階層数は2となった。図において、赤いリンクは上位階層のリンクで、黒いリンクが下位階層のリンクを表す。確かに、指定されたトポロジーが上位層と下位層で正しく生成されていることが読み取れる。

前章の局所星状木(図3-10)と見比べると、ST(0.5)内で次数がMinDeg=6以上のノードが局所クラスタの中心ノードになっていることも分かる。以上より、提案した型階層生成手法は我々の想定通りの振る舞いをしていることが示された。

図4-9は各9種類の型階層トポロジーの主要属性である平均リンク長と平均リンク容量を3章で導入した全域木の特徴空間にプロットしたものである。Star, Ring, Busの型名をs,r,bで表記する。例えば、図中の”ss”はStar-Star型階層トポロジーを表す。

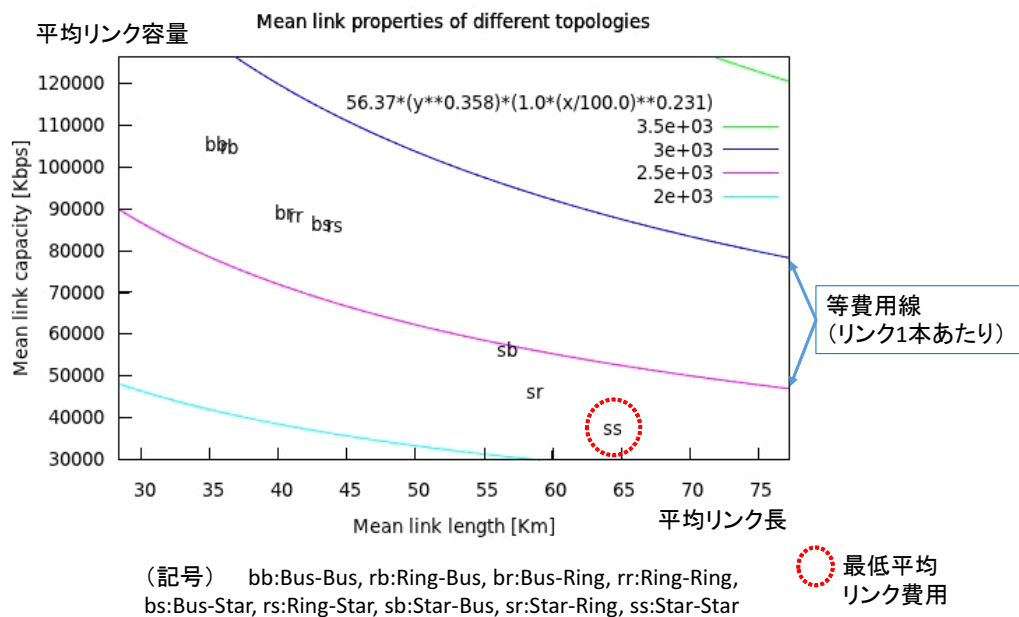


図 4-9: 2 階層トポロジーの費用

この特徴空間上にさらに等費用線を描画し、9種類の型階層トポロジーの費用が比較できるようにした。単位は月額費用を(k¥)で示しており、例えば赤紫の線は2,500(k¥)、青紫の線は3,000(k¥)のリンク一本当たりの等費用線となる。この空間上で、等費用線と各トポロジー(ss等)の位置関係によりリンク一本当たりの費用を読み取ることができる。例えば、ssは2200(k¥)、sbは2500(k

¥), bbが2800 (k¥)となる. 与えられたリンク費用関数の下では, Star-Star, Ring-Star, Bus-Star, Ring-Ringが低費用であり, Bus-Busは高費用であることが示されている.

4.4.3 実験2 : 3階層のトポロジーが生成される場合

入力は以下のようにした. Kleinrochの最適化問題への入力は実験1と同様であるが, 乱数は新たに生成した. 平均遅延時間は $t = 0.001$ 秒とした. Star型階層トポロジー生成に使用するパラメータは以下のように設定した. 中心ノードの最小次数は実験1と同じく6とし, 最上位階層の中心ノード数の上限値を小さく設定することで, 2階層以上の階層が生成されることを確認する.

- 中心ノードの最小次数 $\text{Mindeg} = 6$
- 最上位階層の中心ノードの上限値 $\text{Maxnode} = 12$ とする.

実験結果

本実験ではMaxnodeを小さくすることで, 生成される階層数が3となり, 27種類の型階層が生成され, 以下の2項目が確認できた.

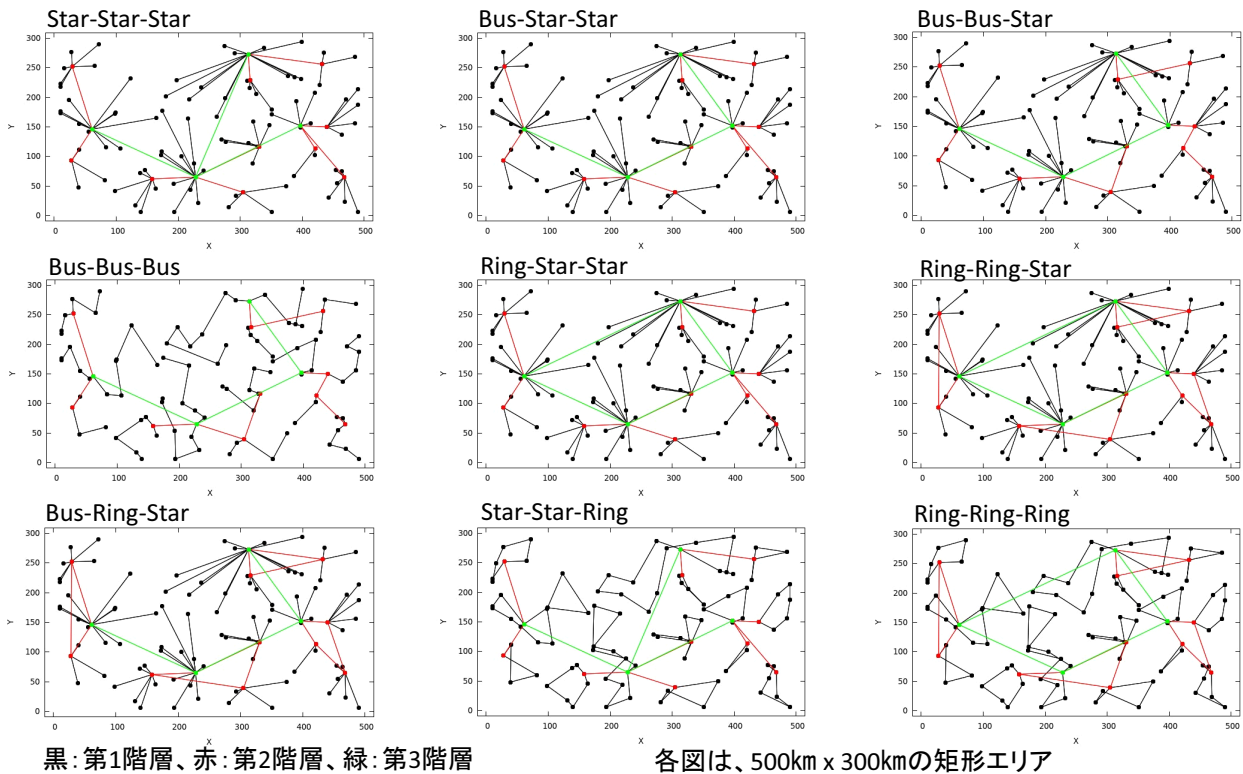


図 4-10: 生成された3階層の型階層トポロジーの例

- 生成された3階層の型階層トポロジー群
- 27種類の型階層トポロジーが得られた。図4-10には、これらの型階層トポロジーのうち、費用の高いものから低いものまでの9種を示している。最上位階層が緑色、中間階層が赤、最下階層が黒のリンクで示してある。指定された型が適切に出現している。

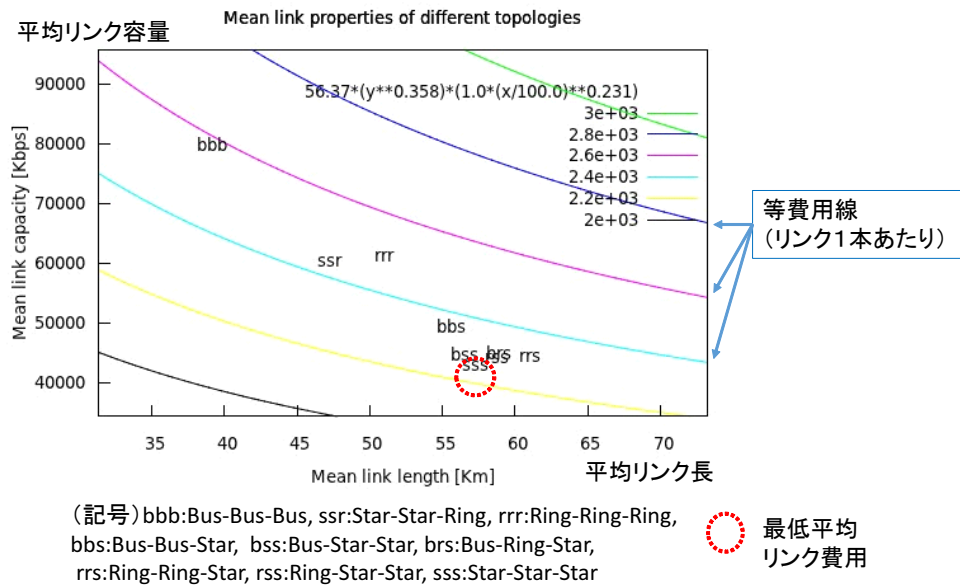


図 4-11: 3 階層の型階層トポロジーの費用

● 型階層トポロジーの属性と費用比較

図4-11に各9種類の型階層トポロジーの主要属性である平均リンク長と平均リンク容量をプロットした。さらに等費用線を描画し、9種類の型階層トポロジーの費用を比較した。Star-Star-Starが低費用であり、Bus-Bus-Busは高費用であることがわかる。

4.4.4 計算時間

ノード数を変化させた場合の処理時間を測定した。ノード数が変わると生成される階層数 k が変化し、出力される型階層トポロジーの総数も変化するため、全体の処理時間を型階層トポロジーの総数で割って、1個の型階層トポロジーの生成に要する平均時間を評価した。

結果を図4-12に示す。このグラフは縦軸が1型階層トポロジーの生成に要する時間で横軸がノード数である。ノード数の増加と共に計算時間が増加してゆくのが見られるが、 $N = 500$ 程度のノード数において、1つの型階層トポロジーを約3分で生成している。使用した処理系はSWI-Prologである。従って、階層数が3で27個の型階層トポロジーを生成する場合、全体の処理時間は $27 \times 3 = 81$ 分かか

ることになるが、ネットワーク設計は処理のリアルタイム性への要求は強くないので十分実用的な範囲である。

計算時間の主要部分は、平均遅延時間を達成するようにリンク容量を設定する処理における最短パス探索である。4.3.2節で述べた計算済みの最短パスをテーブルに登録して再計算しないことで、処理時間は大幅に削減されており（ノード数を N として、 $\frac{1}{N}$ 倍に短縮される）、実用的に許容される処理速度を実現できた。

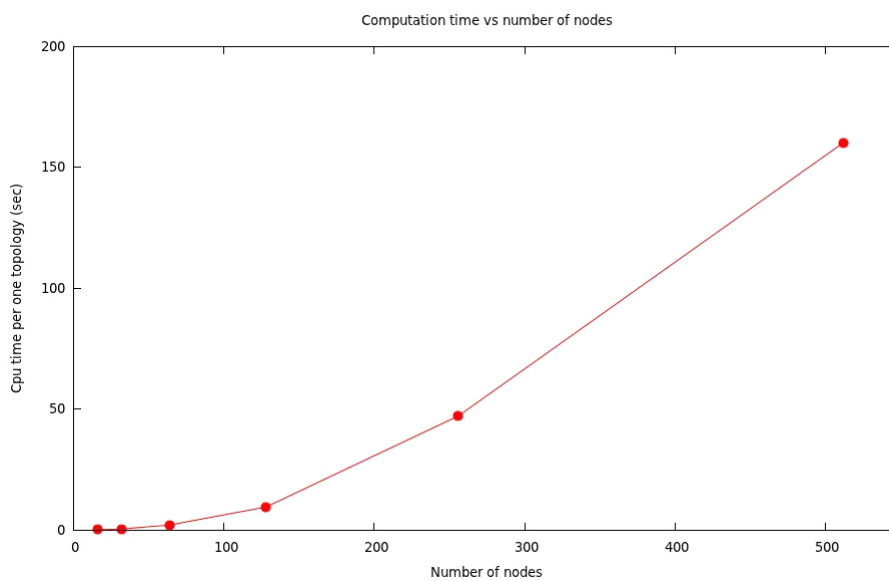


図 4-12: 1 トポロジーあたりの計算時間とノード数の関係

4.4.5 属性情報

2階層、3階層の各トポロジーの属性情報を以下に示す。

図 4-13 は、2階層トポロジーの属性情報（全リンクの合計費用、平均リンク容量、平均リンク長、最大ノード次数）を示している。ここで全リンクの合計費用は、各リンクの個別の費用を計算し、全リンクを合計したものである。Ring を含まない（非冗長）のトポロジー群と、Ring（冗長構成）を含むトポロジー群を分けて示した。Ring を含まないトポロジー群では、Star-Star 構成の全リンク合計費用が最も低いですが、平均リンク長は最も長く、平均リンク容量が最も低いことが分かる。また、Bus-Bus 構成は全リンクの合計費用が最も高く、平均リンク長は最短、

トポロジー型	トポロジーの費用 (M¥)	平均リンク容量 (Mbps)	平均リンク長 (km)	最大ノード次数
Star-Star	392	1.34	64.4	17
Star-Bus	429	2.04	56.7	17
Bus-Star	429	3.26	43.1	17
Bus-Bus	465	3.97	35.4	17
Ring-Star	435	3.26	44.0	18
Star-Ring	454	1.93	58.7	17
Ring-Bus	472	3.96	36.4	18
Bus-Ring	491	3.88	40.4	17
Ring-Ring	497	3.88	41.2	18

図 4-13: 2階層トポロジーの属性情報

トポロジー型	トポロジーの費用 (M¥)	平均リンク容量 (Mbps)	平均リンク長 (km)	最大ノード次数 (n)
Star-Star-Star	391	1.56	57.3	13
Bus-Star-Star	392	1.62	56.5	13
Bus-Bus-Star	398	1.82	55.6	13
Bus-Bus-Bus	459	2.95	39.2	13
Ring-Star-Star	393	1.63	58.7	13
Ring-Ring-Star	401	1.70	61.0	13
Bus-Ring-Bus	461	2.83	43.0	13
Star-Star-Ring	480	2.56	47.2	13
Ring-Ring-Ring	490	2.70	51.0	14

図 4-14: 3階層トポロジーの属性情報

平均リンク容量が最大であり、Star-Star 構成の対極にある。Star-Bus, Bus-Star の両者の中間に位置する。

図 4-14 に 3階層トポロジーの属性情報を示す。この図においても、2階層と同様に Ring を含まないトポロジー群と、Ring を含むトポロジー群に分けて表示し

ている。Ring を含まないグループでは、Star-Star-Star の全リンク合計費用が最も低く、Bus-Bus-Bus の費用が最も高い。平均リンク容量と平均リンク長についても、2階層の場合と同様の傾向を示している。Ring を含む構成においても、2階層で観察されたと同様に下位層の Ring 構成の方が費用の増加傾向が大きいことが示されている。

Ring を含むトポロジーの場合は、信頼性が向上するがその分リンク数が若干増加するため合計費用も増えていることが分かる。一般に上位階層の Ring 数よりも、下位階層の Ring 数の方が多くなるため、下位階層を Ring とする方が費用の増加は大きい傾向がある。例えば、2階層では Ring-Bus の費用と Bus-Ring の費用、3階層では Ring-Star-Star の費用と Star-Star-Ring の費用を比較すると、この傾向が確認できる。これらの属性情報は最終的に Ring を含む構成を選ぶか、Ring を含まない構成を選ぶかも含めたトポロジー選択の参考情報としても活用できる。

4.5 まとめ

本章では、指定された平均遅延時間を満足する多様な型階層トポロジーを自動生成する手法を提案した。ネットワーク設計者には、これらの型階層トポロジーがその属性情報(費用, 平均遅延時間, 平均リンク容量, 平均リンク長)と共に提示され、それらを利用して最終的なトポロジーを選択できる。

本手法では、まず前章で述べた局所星状木生成アルゴリズムをサブルーチンとして使用して Star 型階層トポロジーを生成する。具体的には、局所星状木 T の中で次数が MinDeg 以上のノードを中心とする Star クラスタを作成し、それらが連結した全域木を構築する。この際、(費用が低い) T からの変更量を少なくし、費用増加を抑えるように工夫した。そして、現階層の中心ノードのみで上位階層を生成する。この操作をボトムアップに繰り返し、中心ノード数が Maxnode 以下になった時点で終了する。

多様な型階層トポロジーは、Star 階層トポロジー内の特定階層の Star クラスタを他の型 (Bus あるいは Ring) に書き換えることで実現する。ここではリンク容量の決定に必要な全ノード間の最短パス計算において、テーブルを利用して再計算を減らすように工夫した。この工夫により、本手法ではノード数が 500 程度であれば約 3 分で 1 つの型階層トポロジーを生成可能である。

また、計算された費用、平均遅延時間、平均リンク長、平均リンク容量などの

属性情報は、生成された型とともに人による最終的なトポロジー選択に有効な情報として活用できる。

第5章

現実世界に見られるネットワーク型の再現実験

本章では、前章までの考察で得られたトポロジー生成の手法を利用し、現実世界でのトポロジー型の適用領域を実験により再現する事を試みる。

5.1 現実世界に見られるネットワーク型

現実世界では、業種や業態に合わせて、典型的なトポロジー型と回線が利用される事が多い。インターネットメッセージ交換ではStar型が重用される傾向がある。金融業では伝送遅延特性を重視するStar型が、製造業や国際ネットワークでは、費用重視のBusやRingが重用される傾向がある。この様に、現実世界では業種や業態に合わせて通信特性と費用関数特性の組み合わせで分類される異なるトポロジーのタイプが見られる。

図5-1は通信特性とリンク費用関数特性の組み合わせから、異なるトポロジーのタイプを分類したものである。横軸を費用関数特性、縦軸を通信特性として、現実世界で採用されるトポロジー型と具体的な利用事例を示している。

(1) リンク費用関数の分類

通信ネットワークのリンク費用はリンク費用関数によって大きく影響される。リンク費用関数は性能（速度=容量）と長さ（距離）を独立変数で定まるので、それらの依存性によって大きく3つのパターンに分類できる。

- 速度依存・距離非依存：リンク費用関数の速度（容量）への依存性が高い

費用関数特性 通信特性	速度依存・ 距離非依存	速度依存・ 距離依存	速度依存・ 距離高依存
広域FM 広域通信が多い	Star有利 インターネット メッセージ交換 (低コストかつ広域)	Star有利 金融系ネットワーク (性能重視) Bus/Ring有利 国際ネットワーク (分散クラスタ)	Bus/Ring有利 通信サービス業の 基幹回線 (高速多重回線)
局所FM 局所通信が多い	Star/Bus/Ring 同等 製造業ネットワーク (インターネット利用)	Bus/Ring有利 製造業ネットワーク (プロセス重視の 基幹回線)	Bus/Ring有利 鉄道ネットワーク
回線種別例	インターネット	キャリアサービス (逓減型関数)	高速光ファイバー回線

図 5-1: 典型的なトポロジー型と環境特性

が、距離(長さ)への依存性が低い場合である。インターネットがその典型例である。

- 速度・距離依存：リンク費用関数が速度と距離の双方に依存する場合である。キャリアサービス等を利用して、企業の社内通信ネットワークを構築する場合などがこの例である。この時のリンク費用関数は、一般に逓減関数を取るものが多い。
- 速度依存・距離高依存：リンク費用関数の距離依存度が高い場合である。リンク性能の選択余地が少ない場合、例えば自前で光ケーブル等を所有する場合の新規ネットワーク構築などが該当する。

(2) 通信特性

通信特性として、局所的な通信が多い場合と広域的な通信が多い場合の2つに分かれる。本論文では、この2つのタイプを通信フロー行列FMで表現する。

- 広域FM：多くのノード間で万遍なく通信が行われるため、通信フロー行列の要素の分布の一様性が高い場合である。ザ・インターネット、金融業、国際ネットワーク、通信サービス業での基幹回線、などが該当する。

- 局所 FM: 典型的にはバケツリレー型通信に見られるように、通信が隣接ノード間に局在するような場合である。インターネットを利用した製造業ネットワーク、製造業プロセスネットワーク、鉄道・道路等の交通ネットワークなどが該当する。

以上の、通信特性とリンク費用関数特性の組み合わせによって、選ばれるトポロジー型が図 5-1 のように異なってくる。

広域 FM の場合のトポロジー型

- 速度依存・距離非依存の場合は、平均リンク速度最小の Star 構成が有利となり、インターネットのメッセージ交換等が代表例である。
- 速度・距離依存の場合は、基本的に Star 構成が有利となり、例としては国内の回線事業者の専用通信回線を利用した金融関係等の企業ネットワークがある。距離への依存度が更に高くなる場合は Bus や Ring 構成が有利となり、例としては国際専用回線を利用した国際ネットワーク等がある。
- 速度依存・距離高依存の場合は、総距離を小さくする Bus 構成が有利となり、例としては、通信事業者の基幹回線などがあげられる。

局所 FM の場合のトポロジー型

局所 FM の場合、列状に並んだ中心ノード間の通信が主となるため、Bus や Ring の構成が有利となる。具体的には、下記のような利用例がみられる。

- 速度依存・距離非依存及び速度・距離依存の例としては、プロセス重視の製造業の企業内ネットワークなどがあげられる。
- 速度依存・距離高依存の例では、鉄道や道路、電力等の事業者の自前による光ファイバー回線などの例がある。

5.2 実験計画

上記図 5-1 で示した環境条件を模擬するために、下記の通信フロー行列とリンク費用関数を用意する。通信フロー行列 (FM) は、広域 FM と、隣接ノード間に通信が局在する局所 FM の 2 種類を用意する。リンク費用関数については、速度依

存・距離依存の関数，この関数の距離部分を非依存に変更した速度依存・距離非依存の関数，同様に距離依存度を高くした速度依存・距離高依存の関数，3種類を用意する。

(1) 通信フロー行列 FM

- 広域 FM (広域的な通信が多い FM)

矩形領域 (500 Km, 300 Km) に 100 個のノードを一様に分布させ，それらのノード間の通信フロー量の行列要素 f_{ij} ($i \leq n, j \leq n, i \neq j$) を次の手順で定める．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．

- 局所 FM (局所的な通信が多い FM)

図 5-2 に示す様に，細長い領域 (500 Km, 100 Km) を 8 区画に分け，1 区画あたり 8 ノードをランダムな位置に配置する．ノード数の合計は 64 個となる．各区画内に中心ノードを 1 つ設定し，隣接区画の中心ノード間の量は f ，同エリア内の中心ノードと葉ノード間は $f/5$ ，同エリア内の葉ノード間は $f/10$ ，その他のノード間は $f/100$ とする．これにより隣接領域の中心ノード間の局所的な通信が多い FM を生成する．広域 FM に比べて小規模のネットワークを想定するため，平均値を広域 FM より低くし， f は ($75 \leq f \leq 100$) Kbps の乱数とする．

(2) リンク費用関数 $g(c, d)$

以下の 3 種類を用意する．

- 速度依存・距離依存型

本論文第 3 章で用いたものである．

$$g(c, d) = g_1(c) * g_2(d),$$

$$g_1(c) = 56.37c^{0.358}, \text{ (リンク長が } 100 \text{ Km での容量 } c \text{ の関数)},$$

$$g_2(d) = (d/100)^\alpha, \text{ (リンク長が } 100 \text{ Km 以外での補正関数)},$$

c : link capacity (kbps),

d : link length (km),

g_2 関数の指数 $\alpha = 0.231$ (実データに関数 g をあてはめて推定)．

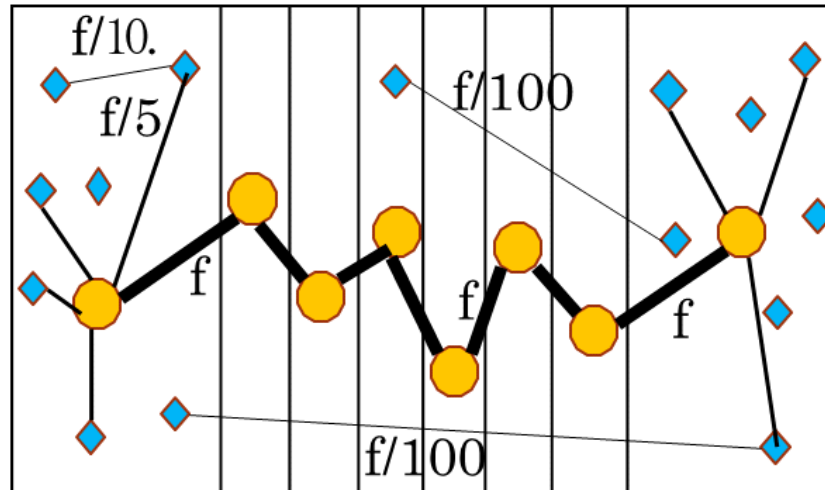


図 5-2: 局所 FM

- 速度依存・距離非依存型

$g_1(c)$ は同上,

$g_2(d)$ は指数 $\alpha = 0.0$ (距離非依存) に変更

- 速度依存・距離高依存型

$g_1(c)$ は同上,

$g_2(d)$ は指数 $\alpha = 1.0$ (距離高依存) に変更

これらの条件のもとで、提案した手法を適用して型階層トポロジーを生成させ、その属性を計算する。平均遅延時間は $t = 0.001 \text{ sec}$ とする

5.3 実験結果

上記のパラメータに対して提案した手法を適用した結果、2階層の型階層トポロジーが生成され、9種類のトポロジーが生成された。

(1) 広域 FM での実験結果

上記の広域 FM を入力データとして局所星状木 $ST(w)$ を生成させた。(図 3-10)。図 3-11 はそれらの費用であり、 $w = 0.5$ に最小値があるので、 $ST(0.5)$ を用いて型

階層トポロジーが生成された。生成されたトポロジー群を図4-8に示す。図5-3から図5-5は、費用関数を変化させた場合の各トポロジーの費用比較である。

またこれらの図はリンク1本当たりの平均リンク特性と費用を示している。

図5-3は、速度依存・距離非依存の平均リンク費用を示す。ここでは、費用関数の距離依存性が無いため等費用線は水平となっており、Bus構成 (Bus-Bus) の構成の費用が約3600 (k¥) に対して、Star構成 (Star-Star) の構成が約2400 (k¥) であり費用最小となっている。

また図5-4は、費用関数が速度と距離に依存する平均リンク費用を示す。費用関数は逓減関数であるため、等費用線は右下がりの傾きとなっている。ここではBus構成は約3000 (k¥)、Star構成は約2000 (k¥) と差が小さくなっているが、やはりStar構成の費用が最小となっている。図5-5は、速度低依存・距離高依存の平均リンク費用を示す。費用関数の距離への依存度が高いため、等費用線の傾きが垂直方向に大きくなり、Bus構成 (Bus-Bus) の構成が約1500 (k¥) より低く、1500 (k¥) を超えるStar構成よりも有利となっている。これらにより、上記のそれぞれにケースが、図5-1の第1行と対応し、速度・依存距離非依存と速度・距離依存の場合はStar構成が有利、速度低依存・距離高依存の場合はBus構成が有利となり、整合した結果となっていることが示された。

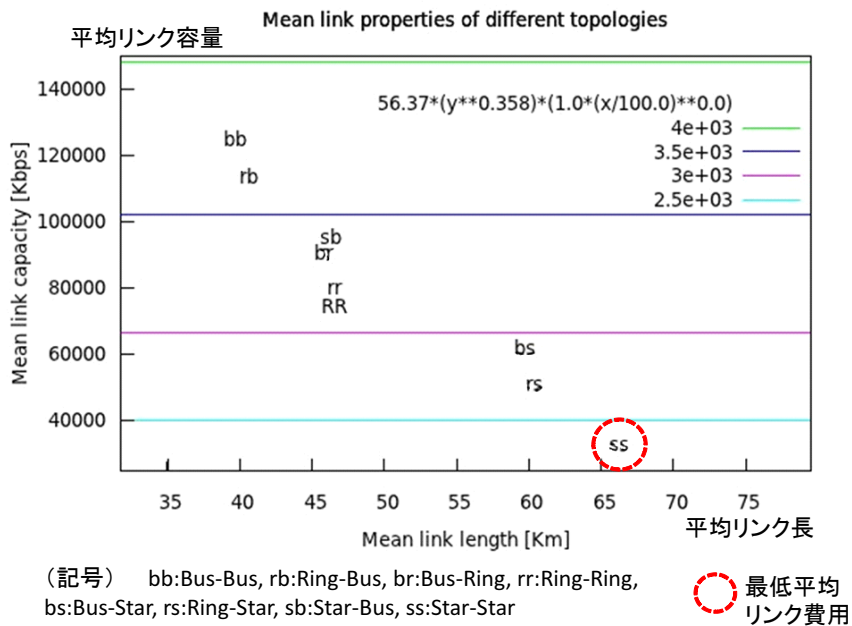


図 5-3: 速度依存・距離非依存リンク費用

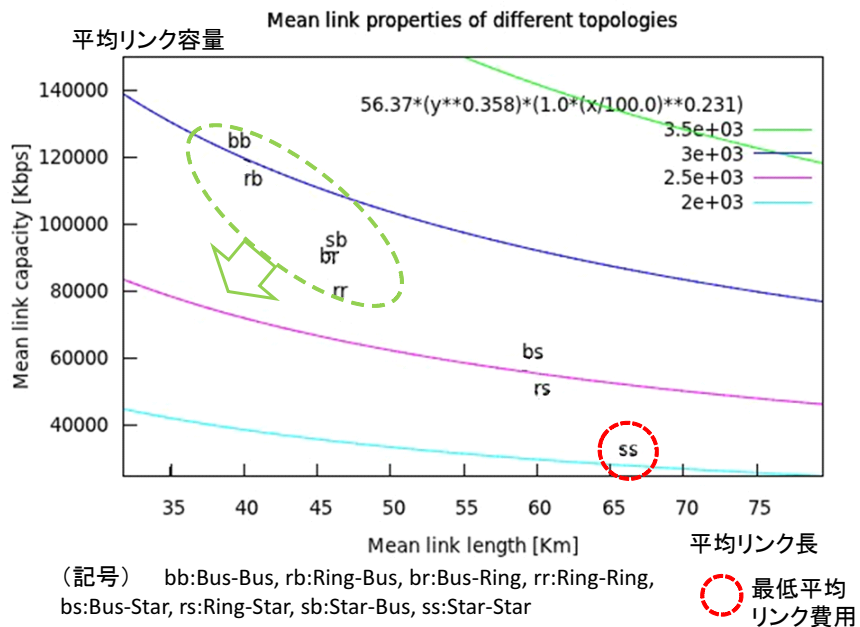


図 5-4: 速度・距離依存リンク費用

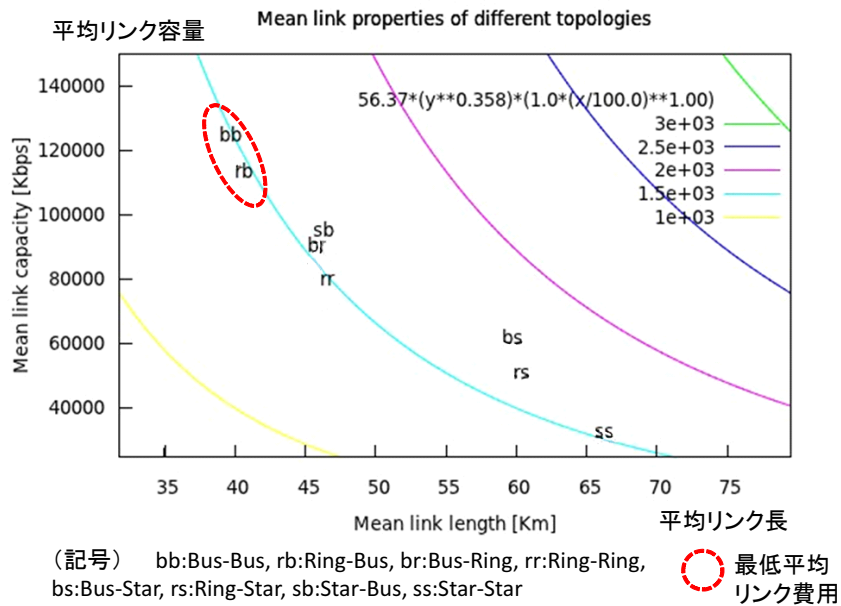


図 5-5: 速度依存・距離高依存リンク費用

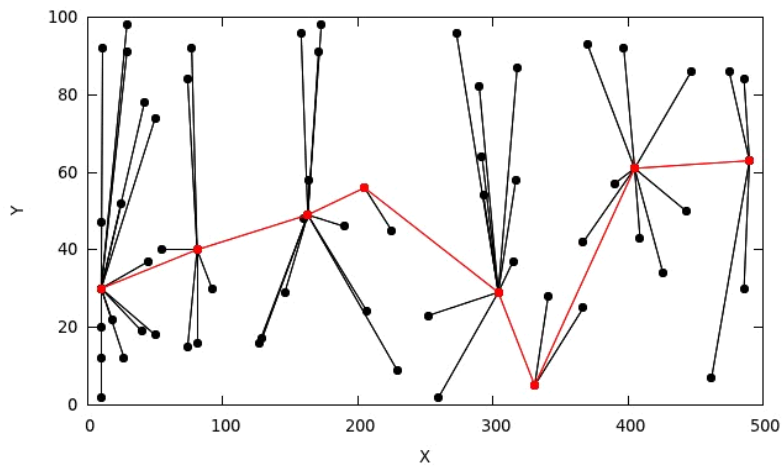


図 5-6: 局所 FM での Bus-Star トポロジー

(2) 局所 FM での実験結果

局所 FM を入力データとし、同様に階層トポロジーを生成させた。図 5-6 に Bus-Star トポロジーを一例として示す。図 5-7 は速度・距離依存の費用関数の場合の各トポロジーのリンク一本当たりの平均リンク費用をプロットしたものである。こ

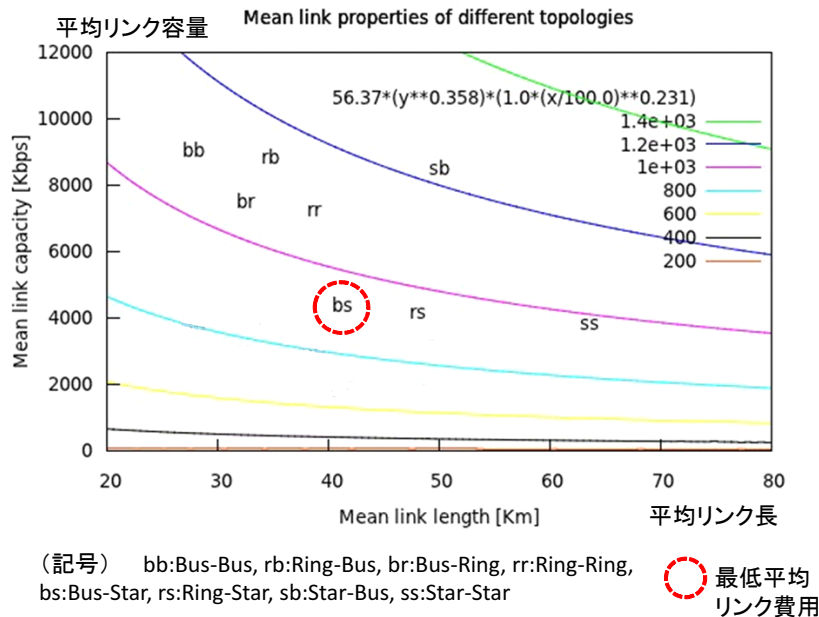


図 5-7: 局所 FM でのトポロジー選択

ここでは、実験 1 で費用的に有利であった Star-Star 構成の約 700 (k¥) よりも、上位リンクが Bus 構成で下位リンクが Star 構成の Bus-Star 構成の方が約 650 (k¥) で有利となっている。理由は、局所 FM の特性から、リンク上の通信輻輳が少ないため、低リンク性能（容量）で目標遅延が達成できるためである。

図には示していないが、実験 1 での速度依存・距離非依存の費用関数の場合でも、Star 構成と Bus 及び Ring 構成が同等の費用となっている事も含めて、全体に Bus 構成もしくは Ring 構成が有利となっている。これにより、図 5-1 の第 2 行の様に、3 つの費用関数特性について Bus 構成もしくは Ring 構成が有利となり、整合した結果となっていることが示された。

5.4 まとめ

現実世界では業種や業態に合わせて通信特性と費用関数特性の組み合わせで分類される異なるトポロジーのタイプが見られる。

本章では図 5-1 により、この事を整理した。例えば、平均遅延時間制約が強い金融系などの場合は Star 型を中心としたトポロジーが重用され、性能に比して費用がより重視される場合には Bus や Ring 型が重用される。

そこで、提案したトポロジー生成方式の入力である通信フロー行列特性と費用関数特性を変更させたものを組み合わせて通信ネットワーク構築の際の環境条件を模擬し、トポロジー生成を試みた。

得られたトポロジーの型は、現実世界で環境に応じて重用される型と整合しており、提案方式の有用性を示す結果であると考えられる。

第6章

研究のまとめと今後の課題

6.1 研究のまとめ

通信ネットワークの設計において、ネットワークトポロジー設計は、通信費用や通信性能を確保するという観点から重要な項目である。トポロジー設計手法には大きく分けて、従来からの人手による経験的なアプローチと、コンピュータによる自動設計がある。

コンピュータによる自動設計については、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として、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, Ring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、広域物理ネットワークのトポロジー設計で重視されるトポロジーの型への指向性が弱い。この為、特に実世界での物理的な通信ネットワークトポロジー設計においては、多くの場合に人手による伝統的な設計手法が用いられて来た。現代の通信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計は重要である。

伝統的設計法では、まず典型的な型もしくはその組み合わせによる有望な構成案を探しだし、それを通信速度、冗長性、費用などの現実世界の要求を満たすように加工・変形することにより、様々な環境に適応させるという方法をとっている。

本研究では、この伝統的手法の拡張を含めた自動化を目標とし、Kleinrochのトポロジー設計の最適化問題をベースに、性能（平均遅延時間）を充足する多様な型階層トポロジーを網羅的に自動生成する手法を提案した。本方式は、通信フロー行列(FM)と費用関数に応じて、Kruskal法を効果的に利用し、網羅的に生成され

た型階層トポロジーの中から、適切な案を選べることを特徴とする。2点間のホップ数（リンク個数）が短いものから長いものまで混在していて遅延のばらつきが大きい場合や、一部のノードにリンクが集中しすぎてノードの次数が高くリンク長の総和も大となる場合など、人から見た時の美的感覚を満足させないトポロジーを除外しつつ、費用的にも満足できる案を選らべるように、複数の構成案を示すことで、有望な案の選択を可能にする方法を取る。

具体的には、最初に型階層とポロジー生成の母体となる Star 型階層の全域木（局所星状木）を生成し、この局所星状木を利用して、型の組み合わせ階層を網羅的に生成するとともに、与えられた平均遅延時間を実現するリンク容量を求めたのち、これらの費用計算等を行うことで、人による最終案の選択を支援するための属性情報（費用、ノード次数、平均リンク容量、平均リンク長、など）を提示する。ネットワーク設計者は、提示された階層トポロジーと属性情報を利用して、最終的に適用するトポロジーを選択する。ネットワーク設計者にとっては、現在の人手による設計に比べると、有望解を獲得するまでの時間が大幅に削減される等の利点がある。

実験によって提案方式の基本機能を実証した。また、現実世界で見られる業種や業態環境の違いによるトポロジー型を整理し、提案方式への入力である通信フロー行列とリンク費用関数の組み合わせにより、通信ネットワーク構築の際の環境条件を模擬したトポロジー生成実験を行った。得られたトポロジーは、現実世界で環境に応じて重用される型と整合しており、提案方式の有効性を示す結果となった。

本方式により生成された型階層は、筆者の実務経験から得た知見から見ても、人が認識し易い構造を備えており、人による設計のしやすさ、構築の際の工事のし易さ、運用段階での保守のし易さなどの観点を満たしたトポロジーであると考えられる。

6.2 今後の課題

提案方式では平均遅延時間を制約条件としている。エンドーエンド間の遅延時間を制約条件とするように拡張する場合は、エンドーエンド間の遅延時間の上限値 T を与え、パラメータ w を変化させて得られるそれぞれのトポロジーに対して、 T を満たすようにリンクの容量を決定させれば良い。その場合、ホップ数最大のパスを抽出し、各ホップでの遅延が $\frac{T}{\text{最大ホップ数}}$ 以下になるように容量を決める

方法などが考えられる。

本研究では、実験の便利さや効率のために、ノード位置や通信フロー行列を乱数によって作成したが、今後は大規模企業ネットワークや、インターネット等の実データを利用して、方式の有効性を確認するとともに、実世界での評価を行いたい。また、今回は制約条件として採用しなかった冗長性などの条件を取り入れて、方式の可用性を高めたい。

参考文献

- [1] Roshan L. Sharma: 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 Transactions on Communications, 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] Fenchl, 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, 32, pp. 501-509 (2009).
- [8] Criado, R. and Garcia del Amo, A. and 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, Eric.: Hierarchical Topological Network Design, IEEE/ACM Transaction on Networking, Vol. 13, No. 6, pp. 1402-1409 (2005).
- [13] Szlachcic, E. and Mlynek, J.: Efficiency Analysis in Communication Networks Topology Design, in Proceedings 2009 Fourth 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, in Proceedings of ICC, pp. 2450-2456 (2007).
- [15] Mori, M., Tachibana T. and Hirata, K. and Sugimoto, K.: Topology Design of Physical Networks for Network Virtualization with Semidefinite Programming, 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, 18 (4), pp. 495-499 (2008).
- [17] Gabish, B.: Topological Design of Centralized Computer Networks- Formulations and Algorithms, Networks, 12 (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, in Proceedings of IEEE International Conference on Systems, Man, and Cybernetics, Vol.4, pp. 2683 - 2688 (1996).
- [19] Kleinroch, L.: Models for computer networks, in Proc., Int. Conf., Communications, Boulder, CO, pp. 2109-2116 (1969).
- [20] Fratta, L., Gerla, M. and Kleinroch, L.: The Flow Deviation Method: An Approach to Store-and-Forward Communication Network Design, Network, No. 3, pp. 97-133 (1973).
- [21] Katou, J., Arakawa, S. and Murata, M.: A Design Method for Logical Topologies with Stable Packet Routing in IP over WDM Network, IEICE Trans. Commun., Vol. E86-B, No. 8, pp. 2350-2357 (2003).

- [22] Hu, C.T.: Optimum Communication Spanning Trees, SIAM, J. Computing, 3, No. 3, pp. 188-195 (1974).
- [23] Tangmunarunkit, H., Govindan, R., Jamin, S., Shenker, S. and Willinger, W.: Network Topology Generator: Degree-Based vs. Structural, Proc. SIGCOMM'02, pp. 147,159 (2002).
- [24] 松田博: 企業ネットワークの設計・構築技法: 広域イーサネット/IP電話の高度利用, 日経BP社, ISBN-8222-8153-1 C3055.
- [25] Oppenheimer, P.: トップダウン ネットワーク デザイン: 日本シスコシステムズ監修, ソフトバンク パブリッシング, ISBN4-7973-1016-2 C0055.
- [26] Goto, M., Oya, K., Katsube, K., Hyodo, T.: Integrated International private Network for the Fuji Bank, in Proc, The Eighth International Conference on Computer Communication (ICCC), pp. 401-406 (1986).
- [27] Kurachi, Y., Oya, K.: Integrated International Communication Network- An experience with MHS facsimile, The Ninth International Conference on Computer Communication (ICCC), pp. 356-360 (1988).
- [28] 大家万明, 大塚光伸, 国正與一: 国際複合通信ネットワークシステム, 日立評論, VOL. 71, No. 9 (1989).
- [29] Oya, K., Watanabe, T., Koga, H.: Parametric Spanning Tree Generation Method for Network Topology Design, in Proc, 30th International Conference on Information Networking (ICOIN) (ICOIN 2016), IEEE, pp. 178-183 (2016).
- [30] 大家万明, 渡辺俊典, 古賀久志: 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, 情報処理学会論文誌 数理モデル化と応用 (TOM), Vol. 9, No. 2, pp. 9-19 (2016).
- [31] Saxena, P. C., Sabharwal, S., Maneesha: An Efficient Constructive Approximation Approach to Design A K-Connected Network Topology, SciVerse Science Direct, Procedia Technology 4, pp. 140-144 (2012).

- [32] Oya, K., Tsutsui, H., Tanaka, N., Parker, W., Kunimasa, K.: An Integrated Message Handling System, in Proc, The Tenth International Conference on Computer Communication (ICCC 90), pp. 595-600 (1990).

Appendix: Kruskal アルゴリズム

連結グラフ $G = (V, E)$ (V はノード集合, E はリンク集合) に対して, G の部分グラフでかつ V の全ノードを含む木を, G の全域木と呼ぶ. E の各リンクに実数コストが付与されている時, 全域木に含まれるリンクコストの合計を全域木のコストと定義する. この時, コストが最小となる全域木を最小全域木と呼ぶ.

Kruskal アルゴリズムは最小全域木を求める代表的なアルゴリズムで, その単純さゆえに非常によく用いられる. 処理手順の概要を以下に示す. ここで, T は最小全域木の構成要素となるリンク集合を格納する変数で, 空集合 ϕ に初期化される.

1. E の全リンクをコストの昇順にソートしたリスト L を作る.
2. 以下のように L を先頭から調べ, 各リンクを全域木に含めるかを判定する.

While(L が空でない)

{

L からコスト最小のリンク e を取り出す.

if($T \cup e$ が閉路を含まない) $T = T \cup e$

}

Kruskal アルゴリズムは, コストが小さい順にリンクを調べ閉路ができない限りはリンクを採用するという貪欲戦略に基づく手法である. Kruskal アルゴリズムの計算量は $O(|V| \log |V|)$ になることが知られている.

関連論文の印刷公表の方法及び時期

論文誌

1. 大家万明, 渡辺俊典, 古賀久志: 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, 情報処理学会論文誌 数理モデル化と応用 (TOM), Vol. 9, No. 2, pp. 9-19 (2016). (第 3 章の内容)

国際会議

1. Oya, K., Watanabe, T., Koga, H.: Parametric Spanning Tree Generation Method for Network Topology Design, in Proc, 30th International Conference on Information Networking (ICOIN) (ICOIN 2016), IEEE, pp. 178-183 (2016). (第 3, 4 章の内容)
2. Goto, M., Oya, K., Katsube, K., Hyodo, T.: Integrated International private Network for the Fuji Bank, in Proc, The Eighth International Conference on Computer Communication (ICCC), pp. 401-406 (1986). (第 1, 5 章の内容)

口頭発表

1. 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). (第 3, 4, 5 章の内容)

謝辞

本研究は報告者が株式会社 日立製作所及びアラクサラネットワークス株式会社の在籍中に開始したものであるが、筆者の転職等の事情により、報告をまとめるまでに10年に亘る長期間を要した。

長期の研究期間に亘りご指導頂いた、電気通信大学大学院情報システム学研究科の渡辺俊典現名誉教授、同大学院の古賀久志准教授、貴重なアドバイスを頂いた論文審査の先生方、研究の新規性に関してご意見を頂いた同大学院の柳生智彦客員准教授に、深く感謝致します。

また、研究の初期段階でアドバイス頂いた日立製作所 中央研究所の星原隼人博士、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 Jan Wielemaker 博士、国際会議発表論文の英語表現に関してアドバイスを頂いた Enterprise Training Group, Owner の Edward Smyth 氏に感謝します。

研究期間内において環境面でのご配慮を頂いた、アライドテレシスホールディングス株式会社 大嶋禎章代表取締役会長に御礼申し上げます。

最後に、長期間に亘り精神面含めて応援してくれた家族、励まして頂いた渡辺先生の奥様にも感謝します。

著者略歴

氏名：大家 万明（おおや かずあき）

学歴

- 1977年 3月 電気通信大学 電気通信学部 卒業
- 1979年 3月 電気通信大学大学院 電気通信学専攻 修士課程 修了
- 2016年12月 同大学院 情報システム学研究科 博士後期課程 修了

職歴

- 1979年 4月 株式会社日立製作所 入社
- 2003年10月 アラクサラネットワークス株式会社（出向）執行役員
- 2005年12月 株式会社日立製作所 退職
- 2006年 1月 ネットアップ株式会社 代表取締役社長
- 2009年10月 アライドテレシス株式会社 取締役
- 2015年 9月 同社 取締役 退任
- 2015年10月 同社 顧問
- 2015年 ベリタップ・コンサルティング株式会社 代表取締役