The University of Osaka
Institutional Knowledge Archive

Title	パケット交換ネットワークにおける回線容量割当手法に関する研究
Author(s)	菅野, 正嗣
Citation	大阪大学, 1993, 博士論文
Version Type	VoR
URL	https://doi.org/10.11501/3066002
rights	
Note	

The University of Osaka Institutional Knowledge Archive : OUKA

https://ir.library.osaka-u.ac.jp/

The University of Osaka

パケット交換ネットワークにおける
回線容量割当手法に関する研究

菅野 正嗣

パケット交換ネットワークにおける回線容量割当手法に関する研究

菅野 正嗣

1993 年 2 月

内容梗概

パケット交換ネットワークにおける交換機能のの高性能化や通信回線の多様化、さらにネットワークに対する信頼性の要求などにより、従来のパケット交換ネットワークの設計手法を適用することができない、種々の問題が生じてきた。特に、(1) 音声や画像のような様々なトラヒックが混在する高速ネットワークでは、パケット伝送遅延の平均値よりも、遅延の分布やパケットの棄却率がネットワークの性能指標として重要になっていること、(2) ネットワークに障害が発生した場合でも、その性能劣化をできるだけ低く抑えて、ユーザに対して正常時と変わらないサービスを提供できるような、信頼性の高いネットワークが求められていること、(3) 地上回線と衛星回線のように特性の異なる伝送媒体が複合したネットワークが構築されるようになっていることなどが挙げられる。そこで、本論文では、従来の設計手法を適用することができない以上の問題を解決するための、新しい設計手法を提案する。

まず、パスごとの遅延分布とパケット棄却率に基づく回線容量割当法の提案を行なっている。音声・画像・計算機データなどのマルチメディアデータを伝送する高速のネットワークでは、従来の設計手法で性能指標として採用されてきたパケットの平均伝送遅延よりも、最大許容遅延以内にどれだけのパケットが到着するかを示す遅延分布や、バッファのあふれに起因するパケット棄却の発生率が重要性を増してきている。また、それらの要求品質がメディアごとに異なることも考慮する必要がある。さらに、均質的なサービスの提供と言う観点から、ネットワーク上のすべてのユーザが公平なサービスを受けることができることも重要である。以上の観点から、本論文では、パスごとの遅延分布とパケット棄却率を設計の際の制約条件として新たに採用している。ここで、トラヒックはその要求品質に応じて優先権を与えられ、各ノードにおいて優先順位に従って伝送されるとする。まず、各回線を先取り権のない優先処理を行なう M/M/1/K 待ち行列としてモデル化し、パスごとの遅延分布とパケット棄却率を導出している。さらに、この遅延分布と棄却率に基づいて、

各回線に容量を割り当てる手法を示している。また、本手法では、従来の設計手法と比較してわずかなコスト上昇で設計ができることを、数値例を用いて示している。

次に、信頼性を考慮したネットワークの設計手法を提案している。ネットワークに障害が発生した場合、迂回トラヒックが生じるが、設計時にあらかじめ迂回トラヒックを収容できるだけの冗長性を持たせておくことにより、信頼性の高いネットワークを設計することができる。まず、単一のトラヒックの回線容量割当法として、max-delay-link 法を提案している。max-delay-link 法では、ネットワークがあらかじめ定められた状態に陥っても、平均遅延を上限値以下に抑えることを制約条件としている。そして、数値例により、従来最も良い手法であるとされてきた max-average 法との比較を行ない、max-delay-link 法がより小さなコストで設計できることを示している。さらに、ネットワークの障害が進んだり、トラヒック量が増加したりした場合に、遅延の増加がどの程度になるかを定量的に明らかにしている。続いて、複数のトラヒックが混在するパケット交換ネットワークに対して、信頼性の高い回線容量・優先度・フロー割当を行なうアルゴリズム RP-CFPA を提案している。まず、信頼性を考慮しない場合のアルゴリズム P-CFPA について述べ、続いて RP-CFPA に関して詳細を述べている。さらに、数値例によって 2 つのアルゴリズムを比較し、信頼性を考慮することによって、構築コストがどれだけ増加するかを明らかにしている。

最後に、地上/衛星系統合通信ネットワークの設計手法を提案している。ここで対象としているネットワークでは、地上局の配置、地上回線の接続形態などの様々な設計項目が考えられる。本論文では、それぞれの設計項目に関して、設計を行なうアルゴリズムを提案している。また、本手法は、性能に関する制約条件だけではなく、ネットワークを構築する際に生じる地理的な制約条件をも考慮した設計法となっている。さらに、本手法の妥当性を示すために、日本をサービスエリアとする地上/衛星系統合通信ネットワークを設計した数値例を示し、また、トラヒック量や構成要素のコストの変化がネットワーク構成に及ぼす影響に関しても明らかにしている。

関連発表論文

学術論文誌および国際会議

1. 菅野 正嗣, 西田 竹志, 宮原 秀夫, "地上/衛星系通信ネットワークシステムの最適設計法," 電子情報通信学会論文誌 (A), vol. J70-A, pp. 278–288, Feb. 1987.
2. 横平 徳美, 菅野 正嗣, 西田 竹志, 宮原 秀夫, "パケット交換ネットワークにおける回線障害を考慮した容量割当て法," 電子情報通信学会誌 (B-I), vol. J73-B-I, pp. 744–750, Oct. 1990.
3. T. Yokohira, M. Sugano, T. Nishida, and H. Miyahara, "Fault torelant packet-switched network design and its sensitivity," *IEEE Transactions on Reliability*, vol. R-40, pp. 452–460, Oct. 1991.
4. M. Sugano, M. Murata, and H. Miyahara, "Design algorithm for communication networks with different grades of service," in *Proceedings of the 5th Joint Conferrence on Communications, Networks, Switching Systems and Satellite Communications*, (Kyungju), pp. 14–19, July 1992.
5. 菅野 正嗣, 村田 正幸, 宮原 秀夫, "異なる要求品質を持つトラヒックの混在するパケット交換ネットワークの回線容量割当法," 電子情報通信学会論文誌 (B-I)(投稿中).

専門研究会

1. 菅野 正嗣, 西田 竹志, 宮原 秀夫, “障害の発生するパケット交換ネットワークに対する回線容量割当法,” 電子情報通信学会「情報通信網の安全性・信頼性」ワークショップ, Feb. 1988.
2. 菅野 正嗣, 村田 正幸, 宮原 秀夫, “異なる要求品質を持つトラヒックの混在するパケット交換ネットワークの回線容量割当法,” 電子情報通信学会技術研究報告, vol. SSE92-56, Sept. 1992.
3. 高科 宏光, 菅野 正嗣, 横平 徳美, 岡本 卓爾, “回線障害を考慮したパケット交換ネットワークの設計法 —容量・優先度・フローの割当てアルゴリズム—,” 電子情報通信学会技術研究報告, vol. SSE92-123, Dec. 1992.

目 次

1 序論 **1**

1.1 Kleinrock によるパケット交換ネットワーク設計手法 3

1.2 関連する研究と本論文の概要 8

2 パスごとの遅延分布と棄却率を考慮した回線容量割当法 **12**

2.1 問題の定式化 12

2.1.1 記法 12

2.1.2 仮定およびモデル化 13

2.1.3 問題の定式化 15

2.2 回線容量割当アルゴリズム 15

2.2.1 遅延分布の導出 15

2.2.2 棄却率の導出 17

2.2.3 回線容量割当アルゴリズム 21

2.3 数値例 23

2.3.1 従来方法との比較 23

2.3.2 異なるクラスのトラヒックが混在する場合 26

2.4 まとめ 33

3 信頼性を考慮したネットワークの設計 **34**

3.1 信頼性を考慮した回線容量割当法 34

3.1.1 ネットワークのモデル化 34

3.1.2 設計目標 36

3.1.3 Proofing 法 37

3.1.4 max-delay-link 法 39
3.1.5 数値例と考察 40
3.2 複数のクラスが混在するネットワークの信頼性を考慮した設計法 55
3.2.1 仮定と記法 56
3.2.2 パス遅延を考慮した容量・優先度・フロー割当アルゴリズム 58
3.2.3 回線障害を考慮した容量・優先度・フロー割当アルゴリズム 62
3.2.4 数値例 65
3.3 まとめ 70

4 地上回線と衛星回線を組み合わせたネットワークの設計 71
4.1 問題の定式化 71
4.1.1 設計目標 71
4.1.2 モデル化 73
4.2 最適化アルゴリズム 76
4.2.1 方針 76
4.2.2 クラスタリング 78
4.2.3 地上回線の接続形態 81
4.2.4 地上、衛星回線容量の割当 82
4.2.5 アルゴリズムの比較 83
4.3 応用例 85
4.3.1 日本におけるネットワークの設計 85
4.3.2 ネットワーク構成要素の変化を考慮した設計 92
4.4 まとめ 96

5 結 論 97

謝辞 100

参考文献 101

付録 106

第1章

序論

計算機を通信回線でネットワーク状に相互に結合することにより、資源の共有や処理の分散を行なうことを目的とした、いわゆるコンピュータネットワークに関する種々の研究がこれまで盛んに行なわれてきた。コンピュータネットワークにおいて広く採用されているパケット交換方式 [1] は、まず ARPANET [1] において最初に実用化が行なわれた。それ以後、より性能の高いパケット交換ネットワークをより安価に構築する必要性が生じ、パケット交換ネットワークの設計手法に関する研究が注目されるようになった。パケット交換ネットワーク設計問題では、ネットワークの形状、ユーザからのデータ発生パターン、交換局および通信回線のコスト、パケットの経路選択法などの数多くの要素を考慮して、ある与えられた性能指標を満たすようにネットワークを設計する必要がある。これまでのネットワーク設計手法においては、ネットワーク性能指標として、主としてネットワーク全体の平均パケット伝送遅延を採用していた。ところが、近年、光ファイバー伝送路などの導入により、伝送速度が飛躍的に増大し、ネットワーク上で取り扱われる情報も、従来のように単に計算機間データだけではなく、音声・画像さらには映像情報までをも含むいわゆるマルチメディアデータを、パケット化して伝送するマルチメディア統合通信ネットワークが出現するに至った。このようなネットワークにおける性能指標は、従来の計算機データのみを伝送するパケット交換ネットワークにおいてはおおむね十分であるとされてきた、エンドユーザ間でのパケット伝送遅延の平均値では不十分となる。例えば、音声や動画像のような実時間性を有するデータにおいては、伝送遅延の変動により、大きく遅れて到着

[1] 米国防総省高等研究計画局 (Defence Advanced Research Project Agency) の支援の下で、ネットワークの研究を行なっている大学などによって 1969 年に実現された、最初のパケット交換ネットワーク

したパケットは廃棄されてしまうため、最大許容遅延以内にどれだけのパケットが到着するか、すなわち、遅延時間に関する確率分布 (遅延分布) の評価が重要になる。また、計算機データなどでは、交換局でのバッファのあふれによって生じるパケット棄却の発生率 (棄却率) をできるだけ小さくすることが必要になっている [2]。さらに、このようなネットワークでは、メディアごとに遅延分布やパケット棄却率などの要求品質が異なることも考慮する必要がある [3]。そこで、本論文では、遅延分布と棄却率を性能指標とした新たな設計法を提案する。本手法を用いることにより、すべてのユーザ間で、ある与えられた確率 (例えば 99%) でその目的ノードに最大許容遅延以内に到着し、さらに棄却率がある与えられた許容値 (例えば 10^{-6}) 以下であることを保証するパケット交換ネットワークを設計することができる。

また、ネットワークの利用範囲が拡大するにつれ、ネットワーク障害の発生によるパケット伝送遅延の増大などのサービスの低下が社会に及ぼす影響は大きくなってきている。そのため、ネットワークに障害が発生した場合にも、ある一定の性能をユーザに保証できるような信頼性の高いネットワークが求められている [4]。しかしながら、従来のパケット交換ネットワーク設計手法においては、ネットワークが正常に動作している場合の性能のみに着目しており、ネットワークに障害が発生することは考慮されていなかった。そのため、障害が発生していない状態ではユーザに対して高い性能を提供できても、ネットワークの一部の障害によって発生する迂回トラヒックのために、ネットワーク全体の性能が劣化してしまう場合が生ずる。そこで、本論文では、ネットワークの障害が発生した場合にも、ある与えられたネットワーク性能指標を満たすことができるように、回線容量にあらかじめ冗長度を持たせておくことによって、信頼性の高いパケット交換ネットワークを設計するための手法を提案する。本手法により、回線容量にどの程度の冗長度を持たせれば、障害が発生した場合にも性能指標を満たすことができるかが明らかになり、信頼性の高いネットワークを経済的に設計することが可能となる。

さらに、現在、パケット交換ネットワークを構成するための通信回線媒体として様々な種類のものが開発され、それらを複合して 1 つのネットワークを構築することが可能になってきた。例えば、衛星通信の技術的進歩により、衛星回線を用いた通信が一般的なものとなってきており、地上回線と衛星回線を統合したパケット交換ネットワーク (地上/衛星系統合通信ネットワーク) が考えられている [5]。このような地上/衛星系統合通信ネットワー

クの設計を行なうためには、衛星との通信を行なう地上局の個数や配置をも設計対象として扱う必要があり、従来の設計手法を適用することはできない。また、衛星回線は地上回線とは異なり、その通信費用が高価ではあるが距離に依存しないこと、伝搬遅延時間が非常に大きいこと、などの特性を有する。本論文では、これらの特性を考慮した効率的な設計手法を新たに提案する。さらに、本手法では、設計の際の制約条件として、地理的制約により地上回線が敷設できない等の、ネットワーク構築時に考えられる条件をあらかじめ制約条件として考慮しているため、より現実のシステムを反映したネットワークモデルを扱うことができる。

1.1 Kleinrock によるパケット交換ネットワーク設計手法

本論文で研究の対象とするパケット交換ネットワークは、図 1.1 に示すように、以下のような構成要素から成るものである。

ノード パケット交換局をモデル化したものであり、他のノードから送出されてきたパケットの中継機能を有する。さらに、それぞれのノードはパケットの送信/受信局になり得る。ノードには、出回線ごとにパケットを蓄積するためのバッファがあるものとする。

回 線 2 つのノード間を接続する通信路をモデル化したものである。各回線において、単位時間当たりに伝送可能な情報量を回線容量と呼び、回線の構築コストはその容量の関数として与えられるものとする。

パ ス あるノードにおいて発生したパケットが、用いられる回線の集合をパスと呼ぶ。ある送受信ノード間に設定されるパスはルーティング手法 [6] によって定められ、固定ルーティングの場合には一意に定まるが、複数のパスを設定しておき、確率的にそれらの一つを選択してパケットを送信するランダムルーティングなども考え得る。ルーティングについては、対象となる設計問題において決められる。

パケット交換ネットワーク設計問題は、Kleinrock らにより以下のように分類されてきた [7, 8]。

1. 回線容量割当 (Capacity Assignment: CA) 問題

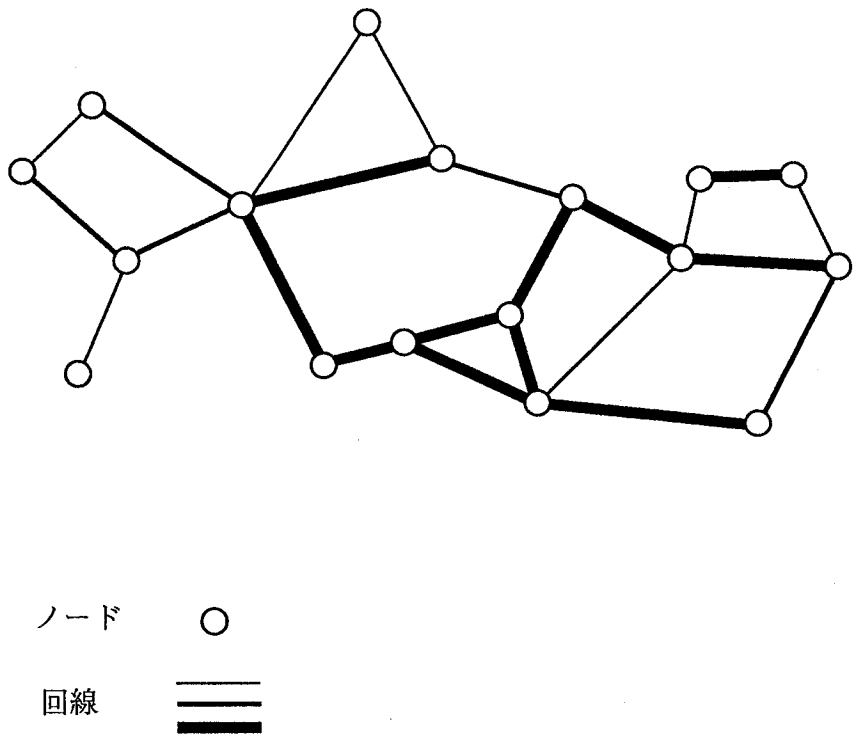

図 1.1: パケット交換ネットワークの構成

2. フロー割当 (Flow Assignment: FA) 問題
3. 回線容量・フロー割当 (Capacity and Flow Assignment: CFA) 問題
4. 接続形態・回線容量・フロー割当 (Topology, Capacity and Flow Assignment: TCFA) 問題

文献 [7, 8] では、ネットワーク構築コストを目的関数とし、ネットワークの性能を制約条件として、構築コストを最小にするための回線容量割当方法を求める問題 (CA 問題) を以下のように定式化している。

回線容量割当 (CA) 問題

与件	各ノードでのトラヒック発生量、ルーティング、接続形態
設計変数	各回線の容量
最小化	ネットワーク構築コスト
制約条件	$T \leq T_{max}$ (1.1)

CA 問題では、ルーティングは固定ルーティング [7] とし、送信ノードから受信ノードへのパスは1本に定まるものとする。また、ネットワーク構築コストは、回線コストの和で表されるものとする。まず、ネットワーク全体の平均パケット伝送遅延 T は、以下の式によって求められる。

$$T = \frac{1}{\gamma} \sum_{\text{ネットワーク上のすべてのパス } i} \gamma_i Z_i \tag{1.2}$$

ただし、

$$\gamma = \sum_{\text{ネットワーク上のすべてのパス } i} \gamma_i$$

である。ここで、γ_i は、ある送信ノードから受信ノードへの単位時間当たりのパケットの発生量、すなわち、あるパス i を使用するトラヒック発生量を表し、Z_i は、パス i におけるパケット伝送遅延時間の平均値を表し、パス i 上のパケットが経由する各回線で被る平均遅延の和で与えられる。すなわち、ネットワーク全体の平均パケット伝送遅延は、パスごとの平均パケット伝送遅延を、そのパス上を経由するパケットの発生量で重み付けした平均値として定義される。(1.2) 式を回線ごとの平均遅延で表すと、次のようになる。

$$T = \frac{1}{\gamma}\sum_j \lambda_j T_j \tag{1.3}$$

ここで、λ_j は回線 j におけるトラヒック量、T_j は回線 j における平均パケット伝送遅延を表す。

T_j を決定するために、Kleinrock は対象とするパケット交換ネットワークに対して、

- パケットは各ノードからポアソン過程に従って発生する
- ネットワークにおいて扱われるトラヒックは1種類、すなわち、各ノードにおいて発生するパケット長は、すべて同一の指数分布に従う。

という仮定を導入し、各回線を独立な M/M/1 待ち行列としてモデル化することによって、以下のように導出した。

$$T_j = \frac{1}{\mu C_j - \lambda_j} \tag{1.4}$$

ここで、C_j は回線 j の容量を表し、$1/\mu$ は平均パケット長を表す。文献 [7, 8] では、(1.4) 式によって得られる T_j を用いて評価される T を上限値 T_{max} 以下に抑えるという制約条件の下で、コスト最小となる回線容量割当を求めるアルゴリズムを提案している。特に、回線のコスト関数がその容量に対して線形で与えられる場合には、Lagrange の未定乗数法により、厳密解が得られることを明らかにしている。

また、CFA 問題とは、上記 CA 問題に示した与件のうち、トラヒックのフロー割当 (それぞれの送受信ノード間に存在する複数パスへの送出トラヒック量割当) をも設計変数としたものであり、さらに、TCFA 問題では、容量/フロー割当に加えて、ネットワークの接続形態も設計変数とする。すなわち、TCFA 問題は次のように定式化される。

トポロジー・回線容量・フロー割当問題 (TCFA)

与件	各ノードでのトラヒック発生量
設計変数	各回線の容量割当・フロー割当・接続形態
最小化	ネットワーク構築コスト
制約条件	$T \leq T_{max}$

これらのパケット交換ネットワーク設計問題においては、先に述べた、回線のコスト関数が線形であるCA問題など、極めて限られた場合にのみ厳密解が得られる。一般的には、局所的なコストの最小点が多数存在するために、実用規模のネットワークに対して厳密解を得ることは非常に困難となり、文献 [7, 8] では、発見的手法により局所最適解を得るためのアルゴリズムが示されている。しかしながら、それらの設計手法においても、ネットワーク性能指標としてネットワーク全体の平均伝送遅延Tが採用されており、他の性能指標に関しては考慮されていない。そのため、実用的なネットワークを構築するに当たっては、以下のような問題点が考えられる。

まず、性能指標として、ネットワーク全体の平均パケット伝送遅延を採用しているために、大きな遅延を被るユーザが存在する可能性がある。すなわち、あるパス上のトラヒック量が非常に小さい場合、(1.3) 式によって与えられる平均遅延の支配的な要因にはならず、結果として、そのパスには十分な回線容量が与えられないため、大きな遅延を被ってしまう可能性がある。これを解消するためには、ネットワーク全体の平均遅延ではなく、個々のパスごとに遅延を制約条件として考慮しなければならない。また、現在、実用化が進められているマルチメディア通信のための広帯域ISDN (Integrated Service Digital Network)(例えば文献 [9]) においては、音声・画像・計算機間データといったさまざまなトラヒックが混在する。Kleinrockの設計手法では、対象としているトラヒックは1種類であるため、このような特性の異なるトラヒックが混在する場合には適用できない。さらに、広帯域ISDNのような高速ネットワークにおいては、平均遅延よりも遅延分布がより重要な性能指標となってきている。すなわち、ネットワークが高速なため、平均遅延はさほど問題にはならず、特に音声や動画像などの実時間性が要求されるトラヒックの伝送においては、最大許容遅延時間以内にどれだけのパケットを伝送することができるかが重要な性能指標になっている。また、各ノードにおけるバッファサイズは有限であるため、バッファからのあふれによってパケットの棄却が発生する。計算機間データなどの伝送では、この棄却率をできるだけ小さく抑えることが重要であるが、音声などでは、その制限はかなり緩やかである。

また、Kleinrockの設計手法で対象としているネットワークは単一の伝送媒体から構成されているが、地上/衛星系統合通信ネットワークのように、地上回線と衛星回線とが複合して存在するネットワークが出現している。このような地上/衛星系統合通信ネットワークの設計を行なうためには、衛星との通信を行なう地上局の個数や配置をも設計対象として扱

う必要があり、従来の設計手法を適用することはできない。また、衛星回線は地上回線とは異なり、その通信費用が高価ではあるが距離に依存しないこと、伝搬遅延時間が非常に大きいこと、などの特性を有する。従って、これらの特性を考慮した設計手法が新たに必要となる。

さらに、先に述べたように、障害が発生した場合でも、性能劣化を低く抑えることのできるような、信頼性の高いパケット交換ネットワークが求められているが、Kleinrock の設計手法では、ネットワークの障害に関しては全く考慮されていないため、適用することができない。従って、信頼性を考慮した設計基準に基づく、新たな手法が必要である。

以下の節では、上に示した問題点に対するいくつかの研究を紹介し、本研究で提案する新たな設計手法について述べる。

1.2 関連する研究と本論文の概要

前節に述べた問題点を解決するための設計手法に関する研究がいくつか行なわれている。以下に、関連する研究および本論文で提案する手法の概要を述べる。

ネットワーク全体の平均遅延を性能尺度とすることに起因する、ユーザ間の不公平を解消するための設計手法を提案している研究として文献 [10-13] がある。これらの研究では、次のような制約条件式を採用している。

$$Z_i \leq Z_{max} \tag{1.5}$$

ここで、Z_i はパス i での平均遅延である。このように、パスごとに平均遅延を上限値 Z_{max} 以下に抑えることによって、すべてのユーザに対して均一なサービスを提供することを目的としている。文献 [10] は、この制約条件の下で CFA 問題を解く手法を提案したものであり、文献 [11-13] ではその手法を拡張して TCFA 問題を扱っている。

また、要求品質の異なるトラヒックが混在するパケット交換ネットワークに関する設計手法として、丸山らによる研究がある [14-16]。丸山らが対象としたネットワークでは、トラヒックを優先権の異なる複数のクラスに分類し、各ノードでは優先権の高いクラスのパケットから順に送出することにより、トラヒックごとの要求品質を満たすことを目指している。そして、文献 [14, 15] では、次の式に示すように、クラスごとにパスごとの平均遅

延をネットワーク全体でトラヒック発生量で加重平均した遅延、すなわち、クラスごとのネットワーク全体の平均パケット伝送遅延を制約条件として採用している。

$$Z_k \leq Z_k^{max} \tag{1.6}$$

Z_k ：クラス k のトラヒックのネットワーク全体の平均遅延

Z_k^{max}：クラス k のトラヒックの平均遅延の上限

この制約条件の下で、文献 [14] では CA にトラヒックの優先権割当を含めた CPA (Capacity and Priority Assignment) 問題、文献 [15] では CFA に優先権割当を含めた CPFA (Capacity, Priority and Flow Assignment) 問題を解く発見的手法を提案している。さらに、文献 [16] では、

$$Z_{i;k} \leq Z_{i;k}^{max} \tag{1.7}$$

$Z_{i;k}$ ：パス i 上のクラス k のトラヒックの平均遅延

$Z_{i;k}^{max}$：パス i 上のクラス k のトラヒックの平均遅延の上限

とし、パスごとに制約条件を設けることを可能として、CA 問題を解く発見的手法を提案している。

以上のように、従来の研究は個々のパスに注目してはいるが、パケットの平均伝送遅延をネットワークの性能尺度とし、(1.4) 式に示した M/M/1 待ち行列において与えられる平均伝送遅延時間をそのまま適用しているため、遅延分布や棄却率が重視される高速のマルチメディアネットワークの設計には適用できない。そこで、本論文では、パスごとの遅延分布および棄却率に基づく回線容量割当を行なう CA 問題を解決する発見的手法を提案する [17-19]。本手法により設計されたネットワークにおいては、それぞれのクラスに属するパケットは、すべてのパスにおいて、ある与えられた確率 (例えば 99%) でその目的ノードに最大許容遅延以内に到着し、さらに棄却率がある与えられた許容値 (例えば 10^{-6}) 以下であることを保証する。これは、すべてのユーザが一様なサービスを受けることのできるユニバーサルネットワークの実現を目指したものである。

一方、ネットワークの信頼性を考慮した設計法として、グラフ理論に基づく手法が過去研究されてきた [20-22]。これらの手法は、ネットワークの連結性やパスが稼働している確

率などの観点から、ネットワークの高信頼化を設計目標としたものであるため、遅延等のネットワークの性能に関しては、あまり考慮されていない。従来、これらのグラフ理論に基づく研究と、Kleinrock の手法に代表されるネットワークの性能に主眼をおいた研究とは、別々に扱われてきた。しかしながら、近年、信頼性と性能を統合して評価を行なう研究がなされてきている。まず、マルチプロセッサ構成の計算機システムを対象としたものとして、文献 [23-25] がある。また、ネットワークを対象とした研究としては文献 [26-29] がある。これらの研究においては、障害の発生に応じて計算機システムやネットワークの「状態」が変化するものと考え、各状態ごとの性能を評価する。そして、その性能をそれぞれの状態の生起確率で重み付けして加えた量を、信頼性の尺度として考えている。しかしながら、ネットワークの設計手法に関して、このような信頼性の尺度に基づいている研究は、ほとんどなされておらず、パケット交換ネットワークの設計法として文献 [30]、また、回線交換ネットワークを対象としたものとして、文献 [31-33] があるのみである。文献 [30] では、設計手法として Proofing 法が提案されており、その中でも max-average 法が最も優れていることが示されている。本論文では、max-average 法を更に改良した手法として、max-delay-link 法を提案する。そして、max-delay-link 法により、max-average 法よりも小さなコストで信頼性の高いネットワークを設計できることを示す [34-36]。さらに、複数のクラスが混在するネットワークに対して、信頼性を考慮した CPFA 問題を解くための手法を提案する [37]。なお、これら信頼性を考慮した設計手法においては、問題の簡単化のため、性能基準としてはネットワーク全体あるいはパスごとの平均パケット伝送遅延を採用している。

衛星回線によるネットワークの設計手法に関する研究として、文献 [8, 38, 39] では、地上系や衛星系のみに関する最適化が試みられているが、両系を統合した最適化の研究はわずかである [40, 41]。そこで、本論文では、地上回線と衛星回線とを階層的に組み合わせた TCFA 問題を考え、地上/衛星系統合通信ネットワークの設計手法を提案する。さらに、本論文で提案する手法では、ネットワークを実際に構築する際の地理的制約条件等を考慮し、実際に構築可能なネットワーク構成を求めることを目的とする。応用例として、日本における地上/衛星系通信ネットワークの設計を行ない、また、将来におけるトラヒック量の増加や、ネットワーク構成要素の費用の低下を考慮した場合のネットワーク構成の変化について結果を示す [42]。

以下、本論文は次のような構成になっている。

第2章では、パスごとの遅延分布と棄却率を考慮した回線容量割当問題の定式化を行ない、これらを考慮した新たな制約条件式を示す。次に、各回線を先取り権のない優先処理を行なうM/M/1/K待ち行列でモデル化し、それに基づいてパスごとの遅延分布および棄却率を導出する。続いて、本論文で提案する回線容量割当手法に関して述べる。最後に、数値例により、Kleinrockの設計手法との比較を行ない、本手法の有効性を示す。さらに、異なる要求品質を持つトラヒックが混在するネットワークに適用した場合の数値例を示す。

第3章では、信頼性を考慮した設計手法において、対象とするネットワークおよびネットワーク障害のモデル化を行ない、対象とするネットワークモデルの「状態」の定義を行なう。続いて、文献[30]で提案されているProofing法に関して述べ、Proofing法に属する手法のうち、最も優れているmax-average法に関して述べる。次に、本論文で新たに提案するmax-delay-link法の詳細を述べる。そして、max-average法とmax-delay-link法を適用した数値例を示し、比較を行なう。また、トラヒック量などの入力パラメータを変化させた場合に、それが設計結果にどのような影響を与えるかを、いくつかの数値例を用いて調べる。

さらに、複数のクラスのトラヒックが混在する場合における、パスごとの遅延を性能指標とした回線容量・優先度・フロー割当問題であるP-CPFA問題、およびP-CPFA問題に信頼性を考慮したRP-CPFA問題のための設計手法について述べ、その評価を行なう。

第4章では、対象とする地上/衛星系通信ネットワークの概要について述べ、モデル化を行なう。次に、設計アルゴリズムについて述べる。まず、ノードを地上回線で結合された集合(クラスタ)に分割するクラスタリングの概念を示し、最適なクラスタ数を導出するためのアルゴリズムを示す。続いて、クラスタ内の地上回線の接続形態、各回線容量の割当を決定する方法を述べる。最後に、本論文で提案する手法により、日本国内を網羅するネットワークを実際に設計し、その結果を示す。さらに、トラヒック量や構成要素の費用などの入力パラメータを変化させた場合の、設計結果の変化について調べる。

第5章では、本論文で得られた結果のまとめと、今後の課題について述べる。

第 2 章

パスごとの遅延分布と棄却率を考慮した回線容量割当法

マルチメディア通信を実現する広帯域 ISDN のようなネットワークでは、音声・画像・計算機データといったさまざまな要求品質を持つトラヒックが混在する。ネットワークの高速化によって、従来ネットワークの性能尺度として用いられてきた平均遅延に代わって、遅延分布や棄却率が重要な性能尺度と考えられるようになってきた。そこで、本章では、パスごとの遅延分布と棄却率に基づいた、異なる要求品質を持つトラヒックが混在するパケット交換ネットワークの回線容量割当問題について考察し、割当を行なうための発見的手法を提案する。

2.1 問題の定式化

本節では、異なる要求品質を持つトラヒックが混在するパケット交換ネットワークの回線容量割当問題を定式化する。まず、各ノードを待ち行列システムとしてモデル化するための仮定を導入する。さらに、パスごとの遅延分布と棄却率に基づいた、新たな制約条件を導入する。

2.1.1 記法

本章では以下の記法を使用する。

<u>ネットワークに関する諸量</u>

m ：ネットワーク内のリンクの本数

n ：ネットワーク内のノード数

D ：ネットワーク総コスト

l_i ：回線 i

d_i ：l_i の単位容量当たりのコスト

C_i ：l_i の容量

π_{pq} ：ノード p から q へのパスに含まれる回線の集合

B_k ：各ノードにおけるクラス k に属するパケットのバッファ長

<u>トラヒックに関する諸量</u>

$1/\mu_k$ ：クラス k に属するパケットの平均パケット長

$\gamma_{pq;k}$ ：ノード p からノード q へのクラス k のトラヒック量

$\lambda_{i;k}$ ：回線 l_i のクラス k のトラヒック量

<u>トラヒックの要求品質に関する諸量</u>

Z_k ：クラス k のパスごとの最大許容遅延

P_{min} ：クラス k のパス遅延が Z_k を越えない確率の下限

$L_{max;k}$ ：クラス k のパスごとのパケット棄却率の上限

ここで、パケット棄却率とは、パケットが送信ノードから受信ノードに伝送される間に、バッファのあふれにより棄却されてしまう確率を表す。

2.1.2 仮定およびモデル化

問題の定式化のため、以下の仮定を導入する。

1. ネットワークは m 本の回線と n 個のノードからなり、接続形態は与えられているものとする。
2. トラヒックは K 個のクラスにクラス分けされており、最大許容遅延の制約条件の厳しいものから順に高い優先権が与えられているものとし、クラス 1 の優先権が最も高く、クラス番号が大きくなるに従って優先権が低くなるものとする。
3. 回線の容量は離散値をとり、そのコストはその容量に比例する。また、ネットワークの総コスト D は回線のコストの和であるとする。すなわち、

$$D = \sum_{i=1}^{m} d_i C_i \tag{2.1}$$

4. ルーティングは固定ルーティングとする。すなわち、ノード p からノード q への全てのクラスのパケットは固定された1本のパスを通過する。従って、回線 l_i のトラヒック量は以下のように求められる。

$$\lambda_{i;k} = \sum_{p,q \text{ such that } l_i \in \pi_{pq}} \gamma_{pq;k} \tag{2.2}$$

5. 各ノードにおけるクラス k のバッファ長の最大値は B_k であり、バッファが一杯のときに到着したパケットは棄却される。

6. ノード p からノード q へのクラス k のトラヒックは、平均 $\gamma_{pq;k}$ のポアソン分布に従って発生する。

7. クラス k のパケット長は平均 $1/\mu_k$ の指数分布に従う。

本章では、仮定5、6、7により、それぞれの回線を先取り権のない優先権処理を行なうM/M/1/K待ち行列でモデル化することにより、遅延分布とパケット棄却率の導出を行なう。その際に、優先権処理をするM/M/1/Kからの出力がポアソン分布に従うという、より“厳しい”独立仮定を採り入れている。厳密には、あるパケットの長さはネットワーク中では保持されるため、各回線は独立した待ち行列ではない。しかしながら、文献[43]に示されるように、

- 各待ち行列の依存性を考慮した場合には、単純なM/M/1待ち行列の場合であっても解析を行なうことは困難である。
- 実際のネットワークでは、各ノードに出入りするパスが複数個存在し、それらが混合されて各回線で伝送されるため、依存性は低くなる。

ことから、各回線を独立した待ち行列としてモデル化した場合でも、十分制度の良い近似解が得られることが知られている。そのため、本章でも次節で述べる遅延分布と棄却率の導出するための解析の簡単化のために“独立仮定”を採用する。なお、トラヒック到着分布やパケット長分布が仮定6、7と異なる場合でも、パケットの遅延分布と棄却率の導出のための有効な解析的手法が存在すれば、提案するアルゴリズムは適用可能である。

2.1.3 問題の定式化

前述の仮定に基づき、パスごとのパケットの遅延分布と棄却率の制約条件を満たしながらネットワークの総コスト D を最小化することを考える。本章で対象とする問題は以下のように定式化される。

パスごとの遅延分布と棄却率による回線容量割当問題

与件	トラヒック発生量、ルーティング、接続形態		
設計変数	各回線の容量		
最小化	ネットワーク構築コスト		
制約条件	$P_{min} \leq P\{X_{pq;k} \leq Z_k\}$	$(p, q = 1, ..., n; k = 1, ..., K)$	(2.3)
	$L_{max;k} \geq L_{pq;k}$	$(p, q = 1, ..., n; k = 1, ..., K)$	(2.4)

上に示した制約条件式は以下のような意味を持つ。まず、制約条件式 (2.3) において、$P\{X_{pq;k} \leq Z_k\}$ はノード p において発生したクラス k のパケットが許容遅延 Z_k 以内にノード q に伝送される確率を表し、この値を P_{min} 以上に設定することによって、遅延分布に対する保証を行なう。また、(2.4) 式によって、全てのパスにおけるクラス k $(k = 1, \ldots, K)$ のパケット棄却率 $L_{pq;k}$ が $L_{max;k}$ 以下になるような回線容量を割り当てることができる。

2.2 回線容量割当アルゴリズム

本節では、まず、(2.3) 式、(2.4) 式を評価するために用いた解析的手法をそれぞれ 2.2.1 節、2.2.2 節に示し、次に 2.2.3 節において、本研究で提案する回線容量割当アルゴリズムについて述べる。

2.2.1 遅延分布の導出

まず、遅延分布に関する制約条件式 (2.3) を評価するために、それぞれのパスにおける各クラスの遅延分布を導出する。いまノード p からノード q へのパスが回線 l_i (i=1,...,L ; $L = |\pi_{pq}|$) の集合からなると仮定する。さらに、$X_{i;k}$ が回線 l_i でのクラス k の遅延の確率変数を表し、$X_{pq;k}$ がパス π_{pq} でのクラス k の遅延の確率変数を表すとする。$X_{i;k}$ と $X_{pq;k}$ の

分布関数はそれぞれ、$F_{X_{i;k}}(\cdot)$ 、$F_{X_{pq;k}}(\cdot)$ と表す。$X_{pq;k}$ は $X_{i;k}$ の和になるので、$X_{i;k}$ は互いに独立であると仮定すると、分布関数 $F_{X_{pq;k}}(\cdot)$ は $F_{X_{i;k}}(\cdot)$ の畳み込みによって得ることができる。すなわち、

$$F_{X_{pq;k}}(t) = F_{X_{1;k}}(t) \otimes F_{X_{2;k}}(t) \otimes \cdots \otimes F_{X_{L;k}}(t) \tag{2.5}$$

ここで、記号 $\otimes$ は畳み込み演算を表す。

式 (2.5) の両辺にラプラス変換を行なうと、

$$F^*_{X_{pq;k}}(s) = F^*_{X_{1;k}}(s) F^*_{X_{2;k}}(s) \cdots F^*_{X_{L;k}}(s) \tag{2.6}$$

ここで、$F^*_{X_{pq;k}}(s)$ と $F^*_{X_{i;k}}(s)$ はそれぞれ分布関数 $F_{X_{pq;k}}(\cdot)$ と $F_{X_{i;k}}(\cdot)$ のラプラス変換である。あるいは、$X_{i;k}$ の密度関数のラプラス変換 $f^*_{X_{i;k}}(s)$ を用いると、

$$F^*_{X_{pq;k}}(s) = \frac{f^*_{X_{1;k}}(s) f^*_{X_{2;k}}(s) \cdots f^*_{X_{L;k}}(s)}{s} \tag{2.7}$$

となる。回線 l_i におけるクラス k の遅延 $X_{i;k}$ はバッファにおける待ち時間とパケットの送出時間 (パケットが伝送のため回線を占有する時間) からなり、それらは互いに独立であるため、

$$f^*_{X_{i;k}}(s) = w^*_{i;k}(s) b^*_{i;k}(s) \tag{2.8}$$

ここで、$w^*_{i;k}(s)$ と $b^*_{i;k}(s)$ はそれぞれ回線 l_i におけるクラス k の待ち時間とサービス時間の密度関数のラプラス変換である。2.1.2 節の仮定 7 より、$b^*_{i;k}(s)$ は以下のように求められる。

$$b^*_{i;k}(s) = \frac{\mu_k C_i}{s + \mu_k C_i} \tag{2.9}$$

それぞれの待ち行列は Head-of-the-Line 方式 [7] による優先処理を行なうと考えれば、$w^*_{i;k}(s)$ は文献 [7] で示されている結果が適用できる。

$$w^*_{i;k}(s) = \frac{(1-\rho_i)[s + \lambda_H - \lambda_H G^*_H(s)] + \lambda_L[1 - b^*_L(s + \lambda_H - \lambda_H G^*_H(s))]}{s - \lambda_{i;k} + \lambda_{i;k} b^*_{i;k}(s + \lambda_H - \lambda_H G^*_H(s))} \tag{2.10}$$

ここで、

$$\rho_i = \sum_{j=1}^{K} \rho_{i;j} = \sum_{j=1}^{K} \frac{\lambda_{i;j}}{\mu_j C_i}$$

$$\lambda_H = \sum_{j=1}^{k-1} \lambda_{i;j} \quad ; \quad \lambda_L = \sum_{j=k+1}^{K} \lambda_{i;j}$$

$$b_H^*(s) = \sum_{j=1}^{k-1} \frac{\lambda_{i;j}}{\lambda_H} b_{i;j}^*(s) \quad ; \quad b_L^*(s) = \sum_{j=k+1}^{K} \frac{\lambda_{i;j}}{\lambda_L} b_{i;j}^*(s)$$

$$G_H^*(s) = b_H^*(s + \lambda_H - \lambda_H G_H^*(s))$$

である。例えば、優先権のクラスが 2 つの場合は、$w_{i;k}^*(s)$ は以下のように求められる。

$$w_{i;1}^*(s) = \frac{(1-\rho_i)s + \lambda_{i;2}[1 - \dfrac{\mu_2 C_i}{s + \mu_2 C_i}]}{s - \lambda_{i;1} + \lambda_{i;1} \dfrac{\mu_1 C_i}{s + \mu_1 C_i}} \tag{2.11}$$

$$w_{i;2}^*(s) = \frac{(1-\rho_i)[s + \lambda_{i;1} - \lambda_{i;1} G_H^*(s)]}{s - \lambda_{i;2} + \lambda_{i;2} \dfrac{\mu_2 C_i}{s + \lambda_{i;1} - \lambda_{i;1} G_H^*(s) + \mu_2 C_i}} \tag{2.12}$$

ただし、

$$G_H^*(s) = \frac{s + \mu_1 C_i + \lambda_{i;1} - \sqrt{(s + \mu_1 C_i + \lambda_{i;1})^2 - 4\mu_1 C_i \lambda_{i;1}}}{2\lambda_{i;1}} \tag{2.13}$$

である。

遅延分布の値を計算する際には逆ラプラス変換を行なう必要があるが、本章では文献 [44, 45] に紹介されている、数値計算による逆変換の手法を用いたソフトウェアパッケージ WEEKS を用いた。

2.2.2 棄却率の導出

次に、棄却率に関する制約条件式 (2.4) を評価する際に必要なパス毎の各クラスのパケット棄却率を導出する。ここでは、記述の簡単のためクラス数 $K = 2$ の場合を用いて解析を行なうが、クラス数が 3 以上の場合への拡張も容易である。

回線 l_i において、クラス 1 の待ち行列長を x、クラス 2 の待ち行列長を y、現在伝送中のパケットのクラスを c $(c = 1, 2)$ としたときの状態を (x, y, c) とし、その定常状態確率を $p_{(x,y,c)}$ とする。ただし、クラス 1、2 いずれのパケットも存在しない場合は c=0 とする。このとき、平衡方程式は、

$$PQ = 0 \tag{2.14}$$

と表現される。ここで、Pは定常状態確率を示す行ベクトルであり、

$$P = (P_0, P_1, \cdots, P_{B_1+1}) \tag{2.15}$$

さらに、

$$P_0 = p_{(0,0,0)} \tag{2.16}$$

$$\begin{aligned} P_j \;=\; & (p_{(j-1,0,1)}, p_{(j-1,0,2)}, p_{(j-1,1,1)}, p_{(j-1,1,2)}, \cdots \\ & \quad , p_{(j-1,B_2,1)}, p_{(j-1,B_2,2)}) \qquad (j = 1, \cdots, B_1 + 1) \end{aligned} \tag{2.17}$$

である。また、生成作用素 Q は、以下のようなブロック三重対角行列になる。

$$Q = \begin{bmatrix} A_0 & \Lambda_0 & & & & \\ M_1 & A_1 & \Lambda_1 & & \mathbf{0} & \\ & M_2 & A_2 & \Lambda_2 & & \\ & & \ddots & \ddots & \ddots & \\ & \mathbf{0} & & M_{B_1} & A_{B_1} & \Lambda_{B_1} \\ & & & & M_{B_1+1} & A_{B_1+1} \end{bmatrix} \tag{2.18}$$

ここで、

$$A_0 = -\lambda_{i;1} - \lambda_{i;2} \tag{2.19}$$

$$\Lambda_0 = (\lambda_{i;1}, \lambda_{i;2}, 0, \cdots, 0) \tag{2.20}$$

$${}^tM_1 = (\mu_1 C_i, \mu_2 C_i, 0, \cdots, 0) \tag{2.21}$$

である。他の A_j、Λ_j、M_jは全て $2(B_2+1) \times 2(B_2+1)$ の大きさの行列である。まず、A_j は以下のようになる。

$$A_1 = \begin{bmatrix} s_1 & 0 & \lambda_{i;2} & & & & & \\ 0 & s_2 & 0 & \lambda_{i;2} & & & \mathbf{0} & \\ 0 & \mu_1 C_i & s_1 & 0 & \ddots & & & \\ & \mu_2 C_i & 0 & s_2 & \ddots & & & \\ & & 0 & \mu_1 C_i & \ddots & \ddots & \ddots & \\ & & & \mu_2 C_i & \ddots & s_2 & 0 & \lambda_{i;2} \\ & \mathbf{0} & & & \ddots & \mu_1 C_i & t_1 & 0 \\ & & & & & \mu_2 C_i & 0 & t_2 \end{bmatrix} \tag{2.22}$$

$$A_j = \begin{bmatrix} s_1 & 0 & \lambda_{i;2} & & & & \\ & s_2 & 0 & \lambda_{i;2} & & \mathbf{0} & \\ & & s_1 & 0 & \ddots & & \\ & & & s_2 & \ddots & \ddots & \\ & & & & \ddots & 0 & \lambda_{i;2} \\ & \mathbf{0} & & & & t_1 & 0 \\ & & & & & & t_2 \end{bmatrix} \qquad (j = 2, \cdots, B_1) \tag{2.23}$$

$$A_{B_1+1} = \begin{bmatrix} u_1 & 0 & \lambda_{i;2} & & & & \\ & u_2 & 0 & \lambda_{i;2} & & \mathbf{0} & \\ & & u_1 & 0 & \ddots & & \\ & & & u_2 & \ddots & \lambda_{i;2} & \\ & & & & \ddots & 0 & \lambda_{i;2} \\ & \mathbf{0} & & & & v_1 & 0 \\ & & & & & & v_2 \end{bmatrix} \tag{2.24}$$

ここで、

$$s_1 = -\mu_1 C_i - \lambda_{i;1} - \lambda_{i;2} \ ; \ s_2 = -\mu_2 C_i - \lambda_{i;1} - \lambda_{i;2}$$

$$t_1 = -\mu_1 C_i - \lambda_{i;1} \ ; \ t_2 = -\mu_2 C_i - \lambda_{i;1}$$

$$u_1 = -\mu_1 C_i - \lambda_{i;2} \ ; \ u_2 = -\mu_2 C_i - \lambda_{i;2}$$

$$v_1 = -\mu_1 C_i \ ; \ v_2 = -\mu_2 C_i$$

である。さらに、Λ_j、M_jは、

$$\Lambda_j = \begin{bmatrix} \lambda_{i;1} & & \mathbf{0} \\ & \ddots & \\ \mathbf{0} & & \lambda_{i;1} \end{bmatrix} \qquad (j = 1, \cdots, B_1) \tag{2.25}$$

$$M_j = \begin{bmatrix} \mu_1 C_i & & & & \mathbf{0} \\ \mu_2 C_i & 0 & & & \\ & 0 & \mu_1 C_i & & \\ & & \mu_2 C_i & 0 & \\ & & & 0 & \ddots \\ \mathbf{0} & & & & \ddots \end{bmatrix} \qquad (j = 2, \cdots, B_1 + 1) \tag{2.26}$$

となる。

生成作用素 Q から定常状態確率ベクトル Pを求めるのは、以下のアルゴリズムによる [46] 。

1. 以下の式によって、行列 $H_j(j=0,\cdots,B_1)$ を求める。

$$H_0 = \Lambda_{B_1}(-A_{B_1+1})^{-1} \tag{2.27}$$

$$H_j = \Lambda_{B_1-j}(-A_{B_1+1-j} - H_{j-1}M_{B_1+2-j})^{-1} \quad (j=1,\cdots,B_1) \tag{2.28}$$

2. $P_0 = 1$ とし、次の式に従って $P_j(j=1,\cdots,B_1+1)$ を導出する。

$$P_{B_1+1-j} = P_{B_1-j}H_j \tag{2.29}$$

3. $P_j(j=0,\cdots,B_1+1)$ を正規化する。

以上により求められた定常状態確率ベクトル Pから、各クラスの棄却率が求められる。クラス 1 の棄却率 $L_{i;1}$は、

$$L_{i;1} = \sum_{y=0}^{B_2}(p_{(B_1,y,1)} + p_{(B_1,y,2)}) \tag{2.30}$$

また、クラス 2 の棄却率 $L_{i;2}$は、

$$L_{i;2} = \sum_{x=0}^{B_1}(p_{(x,B_2,1)} + p_{(x,B_2,2)}) \tag{2.31}$$

となる。

本章では、各回線におけるパケット棄却率が非常に小さな場合を対象としているので、安全側評価を行なうには、パスπ_{pq}におけるパケット棄却率はそのパスに含まれる各回線での棄却率の和として近似すればよい。すなわち、

$$L_{pq;k} = \sum_{i:l_i \in \pi_{pq}} L_{i;k} \tag{2.32}$$

となる。

2.2.3 回線容量割当アルゴリズム

以下に、発見的手法により、ネットワーク総コストを最小化する回線容量割当を行なうためのアルゴリズムについて述べる。本アルゴリズムの概略は、

1. 各回線に必要最小限の容量を割り当てる。
2. 遅延分布と棄却率の制約条件から、容量を最も増加させる必要のある回線を見つけ、その容量を1ランク増やす。
3. 制約条件が満足されるまで、ステップ2を繰り返す。

というものであり、以下詳細を述べる。

<u>アルゴリズム</u>

1. 各回線 l_i に初期容量 C_iを与える。これは各回線を通過するトラヒックを伝送するための必要最小容量で、以下の式を満たすものである。

$$C_i > \sum_{k=1}^{K} \frac{\lambda_{i;k}}{\mu_k} \qquad (i = 1, \ldots, m) \tag{2.33}$$

2. 式(2.3),(2.4)が、全てのパスおよびトラヒッククラスに関して満たされるまで以下のステップを繰り返す。

   (a) 式(2.3)すなわち、遅延分布に関する制約条件が満たされない全てのパスおよびクラスに関して、式(2.3)を満たすために必要な容量の増分$\Delta C^d_{i_{pq;k}}$を求める。すなわち、これは、

$$C_i \leftarrow C_i + \Delta C^d_{i_{pq;k}} \qquad (i : l_i \in \pi_{pq}) \tag{2.34}$$

   とすることにより、π_{pq}がクラスkに関して式(2.3)を満たすことができる量である。もし、式(2.3)がすでに満たされているなら、$\Delta C^d_{i_{pq;k}} = 0$である。あるパス$\pi_{p_0q_0}$のクラス$k_0$に関して式(2.3)を満たすための容量の増分は以下のようにして求める。

   (i) $\pi_{p_0q_0}$に含まれる回線の中で、Z_{k_0}における分布関数の値$F_{X_{i;k_0}}(Z_{k_0})$が最も小さな回線、すなわち、

$$F_{X_{i_0;k_0}}(Z_{k_0}) = \min_{l_i \in \pi_{p_0q_0}} \left\{ F_{X_{i;k_0}}(Z_{k_0}) \right\} \tag{2.35}$$

である回線 l_{i_0} を見つける。この回線が $\pi_{p_0q_0}$ に含まれる回線の中で、ボトルネックであると考えられる。

(ii) l_{i_0} の容量を 1 ステップ増やす。

(iii) 式 (2.3) が満たされるまで、(i),(ii) を繰り返し、終了した段階の容量と、現在割り当てられている容量との差が $\Delta C^d_{i_{pq;k}}$ となる。

(b) 各回線に関して $\Delta C^d_{i_{pq;k}}$ の最大のものを求め、ΔC^d_i とする。

$$\Delta C^d_i = \max_{p,q,k} \left\{ \Delta C^d_{i_{pq;k}} \right\} \tag{2.36}$$

(c) 式 (2.4) すなわち、棄却率に関する制約条件が満たされない全てのパスおよびクラスに関して、式 (2.4) を満たすために必要な容量の増分 $\Delta C^l_{i_{pq;k}}$ を求める。これは同様に

$$C_i \leftarrow C_i + \Delta C^l_{i_{pq;k}} \qquad (i : l_i \in \pi_{pq}) \tag{2.37}$$

とすることにより、π_{pq} がクラス k に関して式 (2.4) を満たすことができる量である。以下のステップで、これを求める。

(i) $\pi_{p_0q_0}$ に含まれる回線の中で、クラス k_0 における棄却率の値が最も大きな回線、すなわち、

$$L_{i_0;k_0} = \max_{l_i \in \pi_{p_0q_0}} \{L_{i;k_0}\} \tag{2.38}$$

である回線 l_{i_0} を見つける。

(ii) l_{i_0} の容量を 1 ステップ増やす。

(iii) 式 (2.4) が満たされるまで、(i),(ii) を繰り返し、終了した段階の容量と、現在割り当てられている容量との差が $\Delta C^l_{i_{pq;k}}$ となる。

(d) 各回線に関して $\Delta C^l_{i_{pq;k}}$ の最大のものを求め、ΔC^l_i とする。

$$\Delta C^l_i = \max_{p,q,k} \left\{ \Delta C^l_{i_{pq;k}} \right\} \tag{2.39}$$

(e) (b),(d) で求められた、各回線に対して必要な回線容量の増加量のうち最も大きなものを見つけ、その回線を l_{max} とする。

(f) 回線 l_{max} の容量を 1 ステップ増す。

2.3 数値例

2.3.1 従来方法との比較

本章で提案するアルゴリズムと Kleinrock によって提案されているアルゴリズム (文献 [7] 5 章参照) との比較を、以下に述べるネットワークモデルに適用した結果を示す。Kleinrock のアルゴリズムとの比較のため、ここでは扱うトラヒックは 1 種類とする。

ネットワークに関して

- 回線数 $m = 7$、ノード数 $n = 4$ とする。接続形態を図 2.1に示す。また、ルーティング表を表 2.1に示す。
- バッファ長 $B_1 = 100$ とする。
- 各回線が取り得る容量は 1.5Mbps の整数倍とする。
- 全ての回線に関して、1Mbps 当りのコストを 1.0 とする。

トラヒックに関して

- 平均パケット長は、$1/\mu_1 = 10000$bit とする。また、各ノード間のトラヒック発生量を表 2.2に示す。

トラヒックの要求品質に関して

- 最大許容遅延 $Z_1 = 50$msec とする。また、$P_{min} = 0.99$ とする。すなわち、遅延に関しては、99%のパケットが 50msec 以内に相手ノードに届くように設計する。
- パケットの棄却率の上限 $L_{max;1} = 10^{-6}$とする。

アルゴリズムの実行によって得られた回線容量割当を表 2.3に示す。容量の単位は Mbps である。ここで、比較を行なうために、本章で提案するアルゴリズムによって得られたネットワークにおける平均遅延を求め、Kleinrock の割当法により同じ平均遅延が得られるように容量割当を行なった結果を、表 2.3に示す。これは、次の式により回線容量を割り当てるものである。

$$C_i = \frac{\lambda_{i;1}}{\mu_1} + \frac{\sum_{j=1}^{m} \sqrt{\frac{d_j \lambda_{j;1}}{\mu_1}}}{\gamma T_{max}} \sqrt{\frac{\lambda_{i;1}}{d_i \mu_1}} \qquad (i = 1, \ldots, m) \tag{2.40}$$

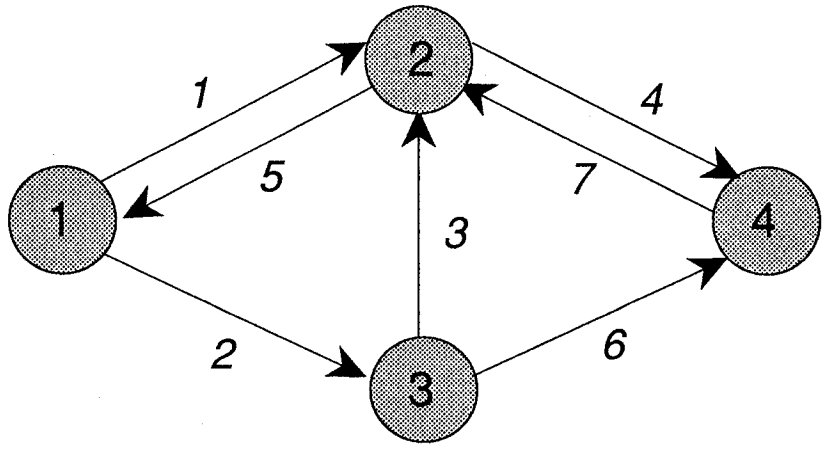

図 2.1: ネットワークモデル

表 2.1: ルーティング表

Path No.	Source	Destination	Link
1	1	2	1
2	1	3	2
3	1	4	1,4
4	2	1	5
5	2	3	5,2
6	2	4	4
7	3	1	3,5
8	3	2	3
9	3	4	6
10	4	1	7,5
11	4	2	7
12	4	3	7,5,2

表 2.2: トラヒック発生量

		Destination			
		1	2	3	4
Source	1		100	400	200
	2	800		600	100
	3	400	600		800
	4	400	600	600	

表 2.3: 回線容量割当

Link No.	Our Algorithm	Kleinrock
1	4.5	4.12
2	19.5	18.59
3	12.0	12.05
4	4.5	4.12
5	33.0	31.42
6	9.0	9.83
7	18.0	18.59
Ave. Delay(msec)	4.187	4.187
Total Cost	100.5	98.71

ここで、T_{max} は平均パケット伝送遅延の上限である。

これらの回線容量の下で、遅延分布と棄却率の値を調べた結果を表 2.4に示す。本章で提案するアルゴリズムでは、全てのパスに関して、最大許容遅延以内に 99%遅延が収まっており、棄却率も制約条件以下になっている。しかしながら、Kleinrock の方は、いくつかのパスに関して、制約条件を満たしていないところが存在する (表 2.4 の下線部分)。例えば、回線 5 の容量は提案するアルゴリズムの方が Kleinrock の場合よりも大きな容量が割り当てられている。これは、遅延分布と棄却率の制約条件を満たすためである。従って、Kleinrock の方法では、回線 5 を通るパス 4、5、7、10、12 上のトラヒックは要求品質を満たすことができなくなっている。以上より、本数値例によれば、本章で提案するアルゴリズムは、従来の手法と比較するとわずかなコストの上昇で、遅延分布や棄却率を制約条件以内に押えたネットワークを設計できることが示されている。

2.3.2 異なるクラスのトラヒックが混在する場合

次に、異なるクラスのトラヒックが混在する場合に、本アルゴリズムを適用した結果を示す。

(1) 遅延分布の制約が等しく、棄却率が異なる場合

音声と画像のように、遅延分布に関してはどちらも同じ程度の要求品質を持つが、廃棄率に関して異なる場合に、本アルゴリズムを適用した。入力パラメータは、

- バッファ長は各クラス 30 とする。
- 最大許容遅延 $Z_1 = Z_2 = 50$msec とする。
- クラス 1 の棄却率 $L_{max;1} = 10^{-9}$、クラス 2 の棄却率 $L_{max;2} = 10^{-3}$ とする。
- それぞれのクラスのトラヒック量は前節の例の半分の値とする。

その他のパラメータは、前節の例と同様とする。容量割当の結果を表 2.5に、その容量割当の下での各パスの遅延分布と棄却率を表 2.6に示す。

表 2.4: 99%遅延と棄却率

	99% Delay (msec)		Loss Probability	
Path No.	Our Algorithm	Kleinrock	Our Algorithm	Kleinrock
1	30.7	41.1	8.20e-19	4.52e-15
2	13.1	17.8	4.60e-10	4.31e-08
3	44.3	59.3	1.64e-18	9.03e-15
4	9.2	13.4	1.11e-08	1.07e-06
5	16.4	22.8	1.15e-08	1.11e-06
6	30.7	41.1	8.20e-19	4.52e-15
7	25.6	26.9	1.31e-08	1.07e-06
8	23.0	22.5	2.01e-09	1.41e-09
9	46.1	25.2	8.52e-07	2.12e-10
10	25.6	22.8	8.63e-07	1.11e-06
11	23.0	17.8	8.52e-07	4.31e-08
12	29.6	30.1	8.64e-07	1.16e-06

表 2.5: 回線容量割当 (1)

Link No.	Capacity
1	6.0
2	19.5
3	13.5
4	6.0
5	34.5
6	10.5
7	21.0
Total cost	111.0

表 2.6: 99%遅延と棄却率 (1)

	99% Delay (msec)		Loss Probability	
Path No.	Class1	Class2	Class1	Class2
1	11.7	22.0	3.25e-19	6.26e-11
2	4.3	24.2	1.19e-12	5.18e-04
3	17.1	31.1	6.50e-19	1.25e-10
4	2.3	12.3	8.56e-13	3.78e-04
5	5.0	28.2	2.05e-12	8.95e-04
6	11.7	22.0	3.25e-19	6.26e-11
7	6.0	27.1	9.09e-13	4.02e-04
8	5.8	23.2	5.34e-14	2.46e-05
9	7.7	32.9	1.26e-13	5.81e-05
10	4.7	20.7	9.82e-13	4.36e-04
11	3.7	16.9	1.26e-13	5.81e-05
12	6.5	32.9	2.17e-12	9.54e-04

表2.6より、全てのパスおよびクラスに関して、遅延分布とパケット廃棄率は制約条件の範囲内に収まっていることが分かる。また、この数値例の場合には、遅延分布よりも棄却率の方が制約条件に近くなっていることから、棄却率の方が回線容量を定める際の主な要因になっていると考えられる。

(2) 遅延分布の制約が異なり、棄却率が等しい場合

次に、遅延分布の制約条件は異なるが、棄却率が等しい場合に本アルゴリズムを適用した結果を示す。例として、画像およびデータを考える。入力パラメータは、

- クラス1の最大許容遅延 Z_1 =50msec、クラス2の最大許容遅延 Z_2 =200msec とする。
- 棄却率 $L_{max;1} = L_{max;2} = 10^{-9}$

容量割当の結果を表2.7に、その容量割当の下での各パスの遅延分布と棄却率を表2.8に示す。

この場合も、全てのパスおよびクラスに関して、遅延分布と棄却率は制約条件の範囲内に収まっている。この場合はクラス2の棄却率が回線容量を定める際の主な要因になっていると考えられる。棄却率の上限は 10^{-9}であるが、クラス1の棄却率はそれよりも非常に低くなっている。これは、クラス1とクラス2のバッファ長を等しいと仮定しているためと考えられる。

(3) 遅延分布と棄却率で制約条件の厳しさが逆転している場合

音声は遅延分布に関する制約は厳しいが、棄却率に関する制約は緩やかである。一方、データは遅延分布に関する制約は緩やかであるが、棄却率に関する制約は厳しい。このように、2つのクラスに関して、遅延分布と棄却率の制約条件の厳しさが逆転している場合にアルゴリズムを適用した。入力パラメータは、

- クラス1の最大許容遅延 Z_1 =10msec、クラス2の最大許容遅延 Z_2 =200msec とする。
- クラス1の棄却率 $L_{max;1} = 10^{-3}$、クラス2の棄却率 $L_{max;2} = 10^{-9}$とする。

容量割当の結果を表2.9に、その容量割当の下での各パスの遅延分布と棄却率を表2.10に示す。

表 2.7: 回線容量割当 (2)

Link No.	Capacity
1	6.0
2	31.5
3	19.5
4	6.0
5	52.5
6	15.0
7	31.5
Total Cost	162.0

表 2.8: 99%遅延と棄却率 (2)

	99% Delay (msec)		Loss Probability	
Path No.	Class1	Class2	Class1	Class2
1	11.7	22.0	3.25e-19	6.26e-11
2	2.0	2.9	5.27e-19	1.08e-10
3	17.1	31.1	6.50e-19	1.25e-10
4	1.6	2.0	2.35e-18	5.71e-10
5	2.6	4.6	2.88e-18	6.79e-10
6	11.7	22.0	3.25e-19	6.26e-11
7	3.8	7.7	3.06e-18	7.21e-10
8	3.1	8.2	7.07e-19	1.50e-10
9	4.5	9.7	2.35e-18	5.71e-10
10	2.6	4.6	2.88e-18	6.79e-10
11	2.0	2.9	5.27e-19	1.08e-10
12	3.9	5.7	3.41e-18	7.87e-10

表 2.9: 回線容量割当 (3)

Link No.	Capacity
1	10.5
2	33.0
3	19.5
4	9.0
5	52.5
6	15.0
7	34.5
Total Cost	174.0

表 2.10: 99%遅延と棄却率 (3)

	99% Delay (msec)		Loss Probability	
Path No.	Class1	Class2	Class1	Class2
1	5.8	7.8	1.08e-26	1.03e-19
2	1.9	2.6	1.27e-19	2.16e-11
3	8.7	13.1	1.27e-24	3.12e-17
4	1.6	2.0	2.35e-18	5.71e-10
5	2.5	4.1	2.48e-18	5.93e-10
6	6.9	9.4	1.26e-24	3.11e-17
7	3.8	7.7	3.06e-18	7.21e-10
8	3.1	8.2	7.07e-19	1.50e-10
9	4.5	9.7	2.35e-18	5.71e-10
10	2.4	3.8	2.38e-18	5.76e-10
11	1.8	2.3	3.23e-20	4.57e-12
12	3.6	5.1	2.51e-18	5.97e-10

この場合は、遅延分布に関してはクラス１の制約条件が厳しく、それを満たすように回線容量が与えられているため、クラス２の99%遅延が制約条件に比べて非常に低くなっている。一方、棄却率に関しては、クラス２の制約条件の方が厳しく、クラス１の棄却率が制約条件に比べて非常に低くなっている。これは、本章では、ルーティングに関してはトラヒックの区別をせず、同一のパスを通ると仮定しており、さらに、遅延分布の厳しい方が優先権が高いという、優先処理方式を各ノードで考えたからである。現在、このような異なる種類の要求品質を満たすための様々な優先権処理の方式が提案されており、今後は、それらの優先権処理方式を本アルゴリズムに適用した場合の評価を行なっていく必要がある。

2.4 まとめ

本章では、広帯域ISDNのように、要求品質が異なるトラヒックが混在する高速ネットワークを設計するための発見的アルゴリズムを提案した。本手法では、ネットワークの性能尺度として、従来の設計手法において採用されていた平均パケット伝送遅延ではなく、パスごとの遅延分布およびパケットの棄却率を採用している。そして、制約条件として、新たに以下の2つを制約条件として設定した。

- パスごとの伝送遅延が最大許容遅延以下である確率を、基準値以上にする
- パスごとのパケット棄却率を基準値以下にする

従って、本章で提案する手法を用いることにより、メディアごとの要求品質に応じたサービスを、すべてのユーザに対して公平に供給することのできるネットワークを設計することができる。

本章においては、ルーティングつまりフロー割当については与えられるものとした。しかしながら、遅延の制約に応じてクラス毎に異なったルーティングを取った場合、より小さなコストでネットワークを設計できる可能性があり、これは今後の課題である。また、本章では、トラヒックの到着をポアソン分布、パケット長を指数分布として解析を簡単化しているが、メディアごとのトラヒック特性を十分考慮した場合の本アルゴリズムへの適用した場合の検討を、今後行なっていく必要がある。また、本章で採用している“各回線の独立性”の検証をシミュレーション等により検証することも今後の課題である。

第 3 章

信頼性を考慮したネットワークの設計

本章では、信頼性を考慮したネットワーク設計手法に関して考察する。まず、トラヒックのクラスが単一の場合の信頼性を考慮した手法として、文献 [30] で提案されている Proofing 法を示し、その中で最も良い結果を示す max-average 法について述べる。次に、本章で提案する max-delay-link 法に関して説明する。さらに、この 2 つの手法を数値例によって比較し、max-averege 法よりも max-dely-link 法の方が、より低いコストでネットワークを設計できることを示す。

次に、要求品質の異なる複数のトラヒックが混在するネットワークに対して、信頼性を考慮した設計を行なう手法を提案する。まず、パスごとの平均遅延を性能尺度として回線容量・優先度・フローの割当を行なう P-CPFA アルゴリズムについて述べる。次に、P-CPFA アルゴリズムに信頼性を考慮した RP-CPFA アルゴリズムを提案し、これを適用した数値例を示す。

3.1 信頼性を考慮した回線容量割当法

3.1.1 ネットワークのモデル化

本節では、対象とするパケット交換ネットワークのトラヒック、コストに関して、以下のような仮定を設けて、回線容量割当を検討する。

(1) ネットワーク全体のノード数を n、回線数を m とし、ノードと回線の接続形態は与えられているものとする。

(2) ノード u からノード v へ向かうパケットは、平均γ_{pq} (packets/sec ; $p, q = 1, \cdots, n$) のポアソン分布に従って発生し、パケット長は平均 $1/\mu$ (bits) の指数分布に従うものとする。

(3) 各回線のコストは、その容量に比例するものとする。すなわち、回線 i の容量を C_i、単位容量当たりのコストを d_i とすると、回線 i のコスト D_i は、$D_i = d_i C_i$ で与えられる。

(4) ネットワーク全体の構築コスト G は、すべての回線のコストの和 ($G = \sum_{i=1}^{m} D_i$) とする。

(5) ルーティングは固定ルーティングとし、パスは1本に定まるものとする。ただし、回線に障害が発生した場合、その回線を通過していたパケットは、ネットワーク全体の平均遅延が最小となるように、他の回線に迂回するものとする。

Kleinrock の独立仮定と上記の条件 (1)、(2) を用いることにより、各回線を M/M/1 待ち行列としてモデル化し、平均パケット伝送遅延の導出を行なう [7]。従って、回線 i における平均パケット伝送遅延 T_i は、式 (1.4) にも示したように、

$$T_i = \frac{1}{\mu C_i - \lambda_i} \tag{3.1}$$

となる。また、ネットワーク全体の平均パケット伝送遅延は、式 (1.3) と同じく、

$$T = \frac{1}{\gamma} \sum_{i=1}^{m} \lambda_i T_i \tag{3.2}$$

となる。

本節では、ネットワークの障害として、回線障害のみを対象とする。各回線には、独立に障害が発生し、障害が発生すると、その回線は使用できないものとする (つまり、障害の発生した回線の容量は 0 になるものとする)。回線 i に障害が発生する確率 (以下、単に、障害発生確率と呼ぶ) を p_i ($i = 1, ..., m$) とし、$p_i \leq 0.5$ を仮定する。また、以降の議論を明確にするために、ネットワークの状態 S_y ($y = 0, 1, ..., 2^m - 1$) を次のように定義する。

ネットワークの状態

各回線に対して、適当に、1 から m まで番号付けを行い、m 字組 $(X_m, X_{m-1}, ..., X_1)$ を考え、各 X_i $(i = 1, ..., m)$ を次の式で与える。

$$X_i = \begin{cases} 0 & (\text{回線 } i \text{ に障害が発生していないとき}) \\ 1 & (\text{回線 } i \text{ に障害が発生しているとき}) \end{cases} \tag{3.3}$$

このとき、m 字組 $(X_m, X_{m-1}, ..., X_1)$ をネットワークの状態という。

例えば、状態 $(0, 0, ..., 0)$ は、すべての回線に障害が発生していない状態であり、$(0, ..., 1, 1)$ は、回線 1 と回線 2 に障害が発生しており、それら以外の回線に障害が発生していない状態である。いま、各回線に独立に障害が発生すると仮定しているので、状態 $(X_m, X_{m-1}, ..., X_1)$ の生起確率 $P_{(X_m, X_{m-1}, ..., X_1)}$ は、次のようになる。

$$P_{(X_m, X_{m-1}, ..., X_1)} = \prod_{i=1}^{m} \{p_i X_i + (1 - p_i)(1 - X_i)\} \tag{3.4}$$

状態の大部分に関しては、その生起確率は非常に小さい。また、ネットワークの規模が大きくなるにつれて状態数は急速に増加する。したがって、すべての状態を考慮して回線容量割当を行うことは非現実的であり、また、実際に計算を行うのは非常に困難であると考えられる。そこで本論文では、考え得る 2^m 個の状態のうち、その生起確率が大きい順に 1 番目から M 番目の状態までを、$S_0, S_1, ..., S_{M-1}$ と呼び、これらのみを考えることにする。いま、$p_i \leq 0.5$ を仮定しているので、状態 S_0 は、$(0, 0, ..., 0)$ と一致する。M を大きくすればするほど、設計時に考慮する状態数が大きくなるので、それだけ信頼性の高いネットワークを設計できるが、それに応じてコストは大きくなる。このように状態数 M とコストは相殺する関係にある。実際に、生起確率の大きなものから順に M 個の状態を求める計算は、文献 [28] に示されているアルゴリズムを用いることによって、$O(Mm^2 + mMlogM)$ の手間で行うことができる。

3.1.2 設計目標

ネットワーク構築コストを目的関数とし、ネットワークの性能を制約条件として、構築コストを最小にするための回線容量とフローの割当方法を求める問題 (CFA 問題) は以下のように定式化される [7]。

回線容量・フロー割当 (CFA) 問題

与件	トラヒック発生量、接続形態
設計変数	各回線の容量、各回線のフロー
最小化	ネットワーク構築コスト
制約条件	$T \leq T_{max}$ (3.5)

この問題は、文献 [7] に示されているアルゴリズム (以下、CFA アルゴリズムと呼ぶ) によって、局所的なコスト最小値を与える解を得ることができる。従って、回線障害を考慮しない (S_0 のみを考慮する) 場合には、CFA アルゴリズムによって、回線容量・フロー割当を行うことができる (以下、S_0 のみを考慮する設計法を no-augmentation 法と呼ぶ)。

しかしながら、ある回線に障害が発生した場合、その回線を通過していたパケットは他の回線へ迂回するため、各回線のフローは変化する。よって、ネットワークの状態によっては、制約条件式 (3.5) が満足されなくなる可能性がある。回線に障害が発生したとしても、ネットワークが使用に耐え得るためには、ネットワークの状態にかかわらず、遅延が基準値よりも小さいことが必要である。そこで本節では、障害が発生した場合でも、遅延が一定値以下に抑えられなければならないという考えに基づいて、「S_0 から S_{M-1} までのすべての状態 S_j において、その状態での遅延 $T(j)$ が上限値 T_{max} を越えない」という制約条件を設定する。つまり、制約条件式 (3.5) を以下のような式に変更して、コスト最小の回線容量・フロー割当を検討する。

$$T(j) \leq T_{max} \quad for^{\forall} j \quad (0 \leq j \leq M-1) \tag{3.6}$$

3.1.3 Proofing 法

no-augmentation 法においては、制約条件式 (3.5) を満足するための必要最小限の量を各回線に割り当てている。障害を考慮した場合には、迂回トラヒックを収容できるように (式 (3.6) を満足するように)、各回線に余裕をもって容量を与える必要がある。文献 [30] では、この考えに基づき、Proofing 法を提案している。Proofing 法は、以下のようにして、回線容量を決定する。

(1) それぞれの状態 S_j において、他の状態とは独立に、$T(j) \leq T_{max}$ を満足するようなコスト最小の回線の容量とフローを、CFA アルゴリズムを用いて決定する。ただし、それぞれの状態において、入回線の失われたノード行きのフローと出回線の失われたノードからのフローは考慮しない。ここで得られた状態 S_j における回線 i の容量を $CAP(i,j)$ で表す。

(2) 回線 i の容量 C_i を次のように決定する。ただし、式 (3.6) を満たすことができるように、α_{ij} を定める。

$$C_i = \sum_{j=0}^{M-1} \alpha_{ij} P_j CAP(i,j) \tag{3.7}$$

Proofing 法では、(3.7) 式に示すように、状態 S_j で回線 i に必要な容量 $CAP(i,j)$ を、S_j の生起確率 P_j で重み付けし、さらに値 α_{ij} を重み付けした値の和を回線 i の容量 C_i とする。ここで、α_{ij} は、状態 S_j における回線 i の重要度を表すパラメータであり、これをバイアス値と呼ぶ。例えば、ある回線が多くのパスに属している場合、その回線の重要度は高いと考えられる。しかしながら、これを正確に定量化することは困難であるため、文献 [30] では、α_{ij} の決め方として、3 つの方式を提案し、そのうち max-average 法がコスト、遅延の両面において、有効であることを示した。max-average 法では、前述の手続き (2) は、以下の (2.1) から (2.3) を用いて実行される。

(2.1) 各回線 i に対して、$C_{max}(i)$ を次のように定義し、これを最大容量と呼ぶ。

$$C_{max}(i) \equiv max\{CAP(i,0), CAP(i,1), ..., CAP(i,M-1)\} \tag{3.8}$$

(2.2) 状態 S_0では容量が割り当てられなかった回線、すなわち、$CAP(i,0) = 0$ となるすべての回線 i に対して、最大容量 $C_{max}(i)$ を与える。

$$C_i = C_{max}(i) \ \text{ if } \ CAP(i,0) = 0 \tag{3.9}$$

(2.3) $CAP(i,0) \neq 0$ となるすべての回線 i に対して、

$$C_i = \sum_{j=0}^{M-1} \alpha P_j CAP(i,j) \ \text{ if } \ CAP(i,0) \neq 0 \tag{3.10}$$

とし、式 (3.6) を満足するような最小のα を求める。α が十分大きければ、回線容量は大きいため、式 (3.6) は必ず満たされる。また、α が減少するにつれて、コストは

線形的に減少し、式 (3.6) を満足する最小のα のときに、コストも最小になる [30]。従って、十分大きな α を初期値とし、式 (3.6) が満たされなくなるまで、徐々に α を小さくしていくことにより、コスト最小となる α を求めることができる。

状態 S_0 において容量の割り当てられなかった回線は、他の回線に障害が発生して、トラヒックが迂回してきたときに、容量が必要となる。よって、ネットワークがどのような状態に陥ったとしても、迂回トラヒックを収容できるように、手続き (2.2) において、回線容量として、最大容量を割り当てている。また、$CAP(i,0) \neq 0$ となるような回線に対して、(2.3) において、回線容量をできるだけ少なくする (α を小さくする) ことにより、コスト最小を計っている。さらに、手続き (2.3) におけるα の初期値としては、次の式により得られるα_{max} を選べばよい。

$$\alpha_{max}(i) = \frac{C_{max}(i)}{\sum_{j=0}^{M-1} P_j CAP(i,j)} \text{ とすると、}$$

$$\alpha_{max} = max\{\alpha_{max}(1), \alpha_{max}(2), \cdots, \alpha_{max}(m)\} \tag{3.11}$$

つまり、$\alpha > \alpha_{max}$ であるようなα を選んだ場合には、すべての回線に最大容量以上の回線容量が与えられることになり、自動的に式 (3.6) を満足するので、コスト最小は、$\alpha \leq \alpha_{max}$ となるα を考慮すれば十分となる。

3.1.4 max-delay-link 法

先に述べた max-average 法の欠点として、最大容量を与える回線を選択する際に、回線遅延T_iとトラヒックλ_i を考慮していないことが挙げられる。遅延T を求める式 (3.2) から考えると、回線遅延とトラヒックの積 (以下、DT 積と呼ぶ) が式 (3.2) に大きく影響することがわかる。いま、ある回線の DT 積が、他の回線のそれに比較して非常に大きいために (その回線の DT 積が遅延に対してボトルネックとなっている)、式 (3.6) を満足していない状況を考える。max-average 法では、式 (3.6) を満足させるために、ボトルネックになっていない回線の設計容量も同時に増加させることになり、結果として、余分なコストの増加を招くことになる。

このような状況においては、ボトルネックになっている回線のみの設計容量を増やせば、より小さいα (より小さいコスト) で、式 (3.6) を満足することが期待できる。本節ではこ

のような考えに基づいて、新たに max-delay-link 法を提案する。max-delay-link 法は、以下のアルゴリズムにより、各回線の容量を決定する。

(1) max-average 法の手続き (1) と同様に、考慮しているすべての状態 S_j において回線容量割当を行ない、$CAP(i,j)$ を求める。

(2) α の初期値としてα_{max}を選び、α を減少させながら、手続き (2.1)、(2.2) を行う。

(2.1) すべての回線 i の設計容量 C_i の初期値を次の式で与える。

$$C_i = \sum_{j=0}^{M-1} \alpha P_j CAP(i,j) \tag{3.12}$$

(2.2) (2.1) で求めた C_i、式 (3.1) および式 (3.2) を用いて、各状態での遅延 $T(j)$ を求める。$T(j)$ のうち T_{max} を越えるものがある限り、以下を繰り返す。

すべての状態の中で、遅延 $T(j)$ が最大となる状態を S_k とする。状態 S_k において、すべての回線について DT 積を求め、それが最も大きな回線 s に対して、 回線 s の最大容量を設計容量とする。

max-delay-link 法では、任意のα ($\in [0.0, \alpha_{max}]$) に対して、手続き (2.2) において、式 (3.6) を満足するまで各回線に順番に最大容量を割り当てて行く。従って、任意のα に対して、式 (3.6) を満足することができる。よって、α をα_{max} から徐々に減少させながらコストを計算すれば、コストが最小となるα の値を $[0.0, \alpha_{max}]$ の間で得ることができる。

3.1.5 数値例と考察

ここでは、前章で述べたアルゴリズムを実行した結果について述べる。図 3.1に、対象としたネットワークモデルを示す。また、平均のパケット長 $(1/\mu)$ を 10kbits、T_{max} を 1sec とし、M は 20 とした (つまり、$S_0 \sim S_{19}$ を考慮する)。さらに、表 3.1に各ノード間のトラヒック発生量を、表 3.2に回線の属性 (障害発生確率 p_i、単位容量当たりのコスト d_i) を示す。また、この回線の属性に基づき、文献 [28] に示されているアルゴリズムによって、状態の生起確率の大きなものから順に求めたものを表 3.3に示す。

表 3.4に no-augmentation 法、max-average 法および max-delay-link 法によって得られた回線容量割当の結果を示す。また、図 3.2に、それぞれの場合の各状態における遅延 $T(j)$ を示す。

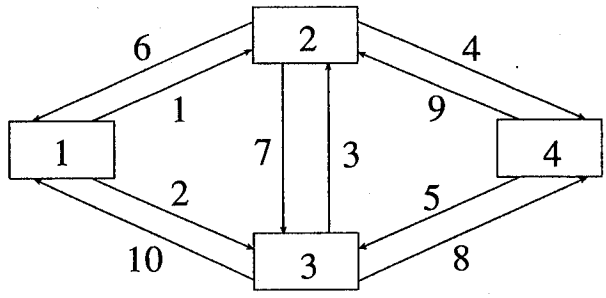

図 3.1: ネットワークモデル (1)

表 3.1: トラヒック発生量

		Destination			
		1	2	3	4
	1		0.02	0.03	0.04
Source	2	0.02		0.02	0.03
	3	0.03	0.01		0.03
	4	0.03	0.04	0.01	

表 3.2: 回線の属性

回線番号	障害発生確率 (p_i)	コスト (d_i)
1	0.045	0.45
2	0.040	2.5
3	0.035	3.0
4	0.030	1.0
5	0.025	3.5
6	0.020	1.5
7	0.015	2.5
8	0.010	2.0
9	0.0075	1.3
10	0.0050	2.3

表 3.3: ネットワークの状態

状態番号	生起確率	故障している回線
0	0.78964	
1	0.03721	1
2	0.03290	2
3	0.02864	3
4	0.02442	4
5	0.02025	5
6	0.01612	6
7	0.01202	7
8	0.00798	8
9	0.00598	9
10	0.00397	10
11	0.00155	1,2
12	0.00135	1,3
13	0.00119	2,3
14	0.00115	1,4
15	0.00102	2,4
16	0.00095	1,5
17	0.00089	3,4
18	0.00084	2,5
19	0.00076	1,6
20	0.00073	3,5
21	0.00067	2,6
22	0.00063	4,5
23	0.00058	3,6
24	0.00057	1,7

表 3.4: 回線容量割当

回線番号	no-augumentation	max-average (α=1.375)	max-delay-link (α=0.867)
1	31.554	40.801	25.727
2	0.000	18.641	18.641
3	0.000	17.920	0.093
4	17.843	23.413	14.763
5	0.000	13.926	13.926
6	12.330	16.871	10.638
7	10.638	13.796	16.877
8	8.236	11.889	19.141
9	16.873	23.211	14.636
10	8.945	12.103	14.932

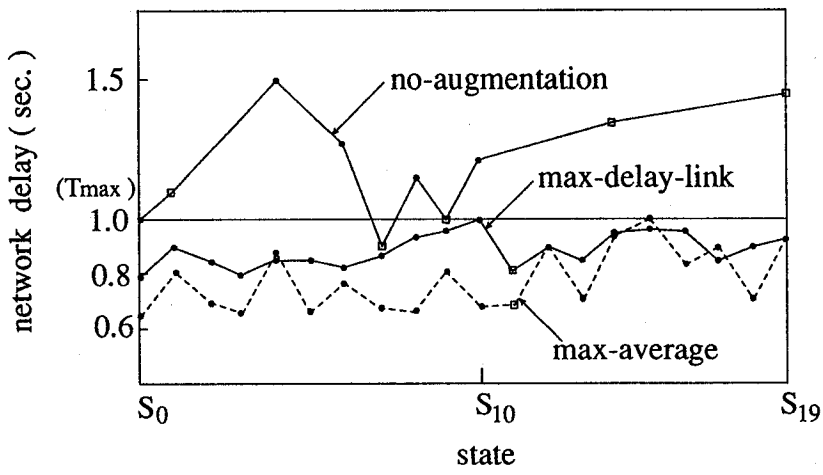

図 3.2: max-average 法と max-delay-link 法の遅延の比較 (1)

no-augmentation 法においては、回線番号 2、3、5 に対して設計容量が与えられないため [30]、状態 $S_0 \sim S_{19}$のうち遅延が定義される状態は、S_0、S_1、S_4、S_6、S_7、S_8、S_9、S_{10}、S_{14}および S_{19} であるので、それらの状態における遅延のみを示している。また、3 つの割当法において、入回線の失われたノードが存在する状態の遅延は △ で、出回線の失われたノードが存在する状態の遅延は □ で示している。no-augmentation 法においては、入回線または出回線の失われるノードができてしまう状態が多数存在し、また、そのようなノードが存在しない状態でも、制約条件 (3.6) を満足していない。これに対して、max-average 法および max-delay-link 法においては、S_{11} で出回線の失われたノードが存在するだけであり (S_{11} は回線番号 1 と 2 に障害が発生した状態であり、本節においては、ネットワークのトポロジーはあらかじめ与えられているため S_{11} はどのような割り当てを行っても避けることはできない)、また、遅延も no-augmentation 法と比較して小さくなっている。

次に、max-average 法と max-delay-link 法との遅延の比較を行なう。図 3.2より、max-average 法よりも max-delay-link 法の方が、各状態間の遅延のばらつきが小さくなっている。ばらつきが小さくなる理由として、定性的に次のことが考えられる。ある状態 (S_a とする) において、ボトルネックとなっている回線 (l_a とする) がある時、max-delay-link 法では、l_a に対して最大容量を与えて、S_a の遅延を小さくしている。S_a 以外の状態 (S_b とする) においても、l_a がボトルネックになっていた場合、l_a に最大容量が与えられたことにより、その状態 S_b における遅延も減少する。これに対して、S_b において l_a がボトルネックになっていない場合には、l_a に最大容量が与えられたとしても、S_b の遅延はあまり変化しない。このように max-delay-link 法においては、遅延が他の状態に比較して極端に大きい状態の遅延を減少させ、それ以外の状態の遅延はあまり変化させない。従って、結果としてばらつきが小さくなるものと考えられる。

さらに、コストについて検討する。ここでは、max-average 法、max-delay-link 法におけるネットワークのコストとして、no-augmentation 法によって設計されたネットワークのコストを 1 としたときの比率を用いる。max-average 法では、各状態間での遅延にばらつきがあるので、遅延が最大となる状態 (図 3.2では、状態 S_{15}) において、遅延を T_{max} 以下にするためには、α として大きな値を用いる必要がある。そのため、必要以外の回線の容量も大きくなってしまい、それに応じてコストは大きくなってしまう。これに対して、max-delay-link 法では、α を大きくするのではなく、本当に必要な (遅延に対してボトル

ネックになっている) 回線にのみ、最大容量を割り当てるため、max-average 法よりも、コストを低くすることが期待できる。

図 3.3に、α の値を変化させたときのそれぞれの手法で得られるコストを示す。max-average 法では、α を小さくすると、コストはそれに応じて線形的に小さくなっていく。α が 1.4 よりも小さくなると制約条件式 (3.6) が満足されないので、図 3.3では、点線で示している。従って、max-average 法におけるコスト最小を実現するα の値は、1.4 になる。

max-delay-link 法の場合もα を小さくすると、コストは、直線的に減少するが、コストが急激に上昇するα の値がいくつか存在する。これは、この値のときに、最大容量を与えられた回線が 1 本増えたことを示している。さらに、α が小さくなるにつれて、コストの減少する傾きが緩やかになっている。これは、最大容量を与えられた回線が増えるにしたがって、α によって容量が定まる回線が少なくなってくるので、α の減少によるコスト低下の効果が小さくなるためである。このように max-delay-link 法では、最大容量が与えられたことによるコストの増加と、α の減少によるコストの減少の兼ね合いでコストの最小値が決まり、本論文のネットワークモデルの場合、図 3.3からわかるように、$\alpha = 0.867$ のとき、コストは最小値 1.999 になる。

続いて、考慮するネットワークの状態数を増加させたときに、最小コストがどのように変化するかを max-average 法、max-delay-link 法のそれぞれについて求めた結果を図 3.4 に示す。図 3.4には、それぞれの状態数における累積確率 (各状態の生起確率の和) も同時に示してある。状態数が 19(M=20) のとき、累積確率は 0.99 となる。図 3.4では状態数が 2(M=1) および 10(M=9) のときに、急激にコストが増加している。これは、障害の発生した回線が増加することにより、それまで容量が与えられていなかった回線に容量が必要となったためである。例えば、状態数が 2 の場合は、回線 1 が故障したために、ノード 1 のために、回線 2 に容量が必要になっている。

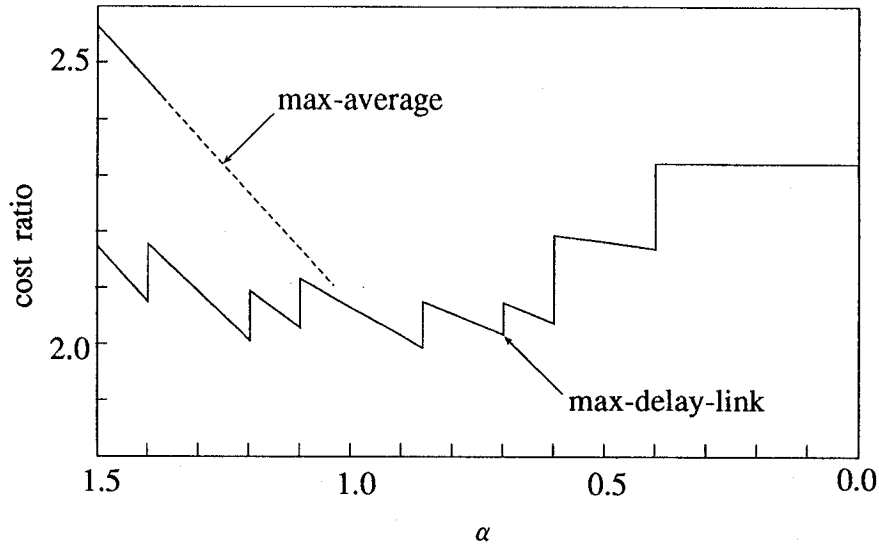

図 3.3: max-average 法と max-delay-link 法のコストの比較 (1)

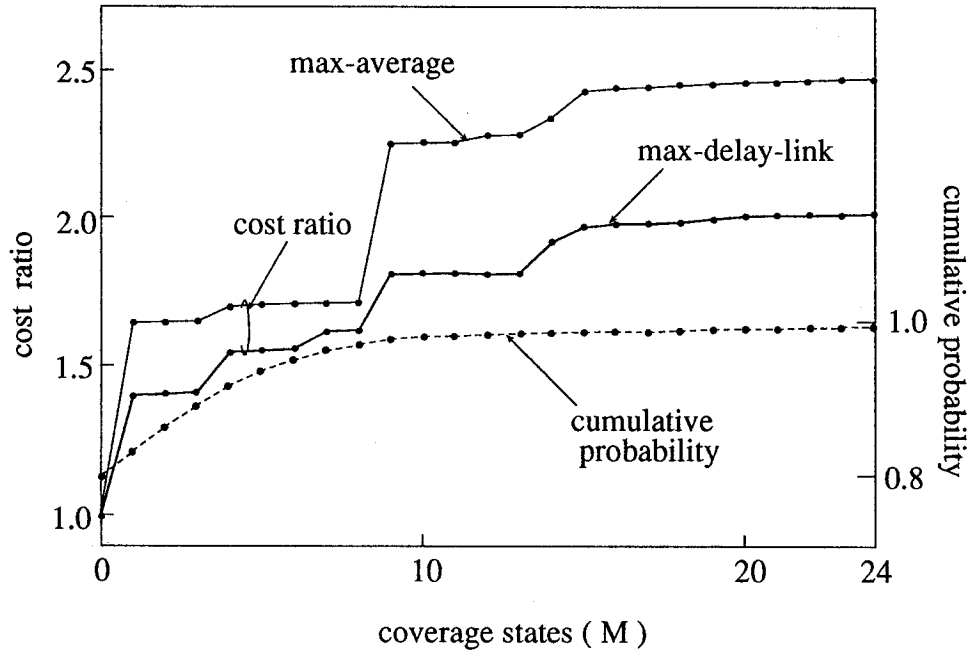

図 3.4: 状態数と最小コストの関係 (1)

さらに、規模の大きなネットワークに対して、max-average 法と max-delay-link 法を適用し、比較を行なう。図 3.5、3.6に対象とするネットワークモデルを示す。表 3.5に、ノード間のトラヒック発生量を、また表 3.6に回線の属性を示す。それぞれのネットワークに対して、max-average 法と max-delay-link 法を適用したときの状態数とコストの関係を図 3.7、3.8に示す。いずれの場合も、max-average 法よりも max-delay-link 法の方が、より小さなコストでネットワークを設計できることが示されている。

次に、設計したネットワークに対して、障害がさらに悪化したり、あるいは、トラヒック量が全体的に増加した場合の、各状態における遅延の変化を調べた。

まず、設計時に想定した状態よりも、さらに障害が進んだ場合に、ネットワークの性能がどのように悪化するかを調べた。図 3.9に、ネットワークモデル (1) に関して、状態数 M=20 として設計を行なった場合の、S_{50}までの平均遅延を調べた結果を示す。さらに、ネットワークモデル (2)、(3) に関して、M=29 として設計を行なった場合の、S_{59}までの平均遅延を図 3.10、3.11に示す。いずれの場合も、ネットワークの状態が設計時よりも悪化すると、いくつかの状態では平均遅延の上限 T_{max}を越えてしまうが、平均遅延は 1.2sec 以下に抑えられている、すなわち 20%以下の悪化で抑えられたている。従って、max-average 法、max-delay-link 法のいずれも、障害の進行に対する耐久性は高いといえる。

次に、トラヒックの発生量が設計時と比較して、一様に 10%あるいは 20%に増加した場合の平均遅延の変化を、それぞれのネットワークモデルに対して調べた結果を、図 3.12、3.13、3.14に示す。この場合も、いくつかの状態で平均遅延が T_{max} を越えているが、増加の割合は 10%以内に抑えられており、トラヒック量の増加に対しても 2 つのアルゴリズムは耐久性が高いといえる。

以上 2 つの結果より、、平均遅延が T_{max}を越えてしまう状態の数は、max-delay-link 法よりも max-average 法の方が少なくなっていることが分かる。これは、max-average 法では max-delay-link 法に比べて、設計時には余分な回線容量を与えていることが原因であると考えられる。

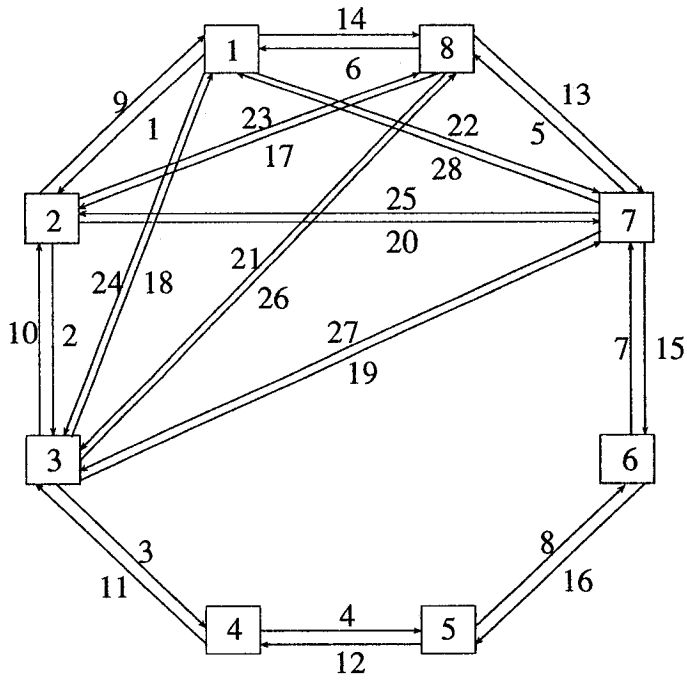

図 3.5: ネットワークモデル (2)

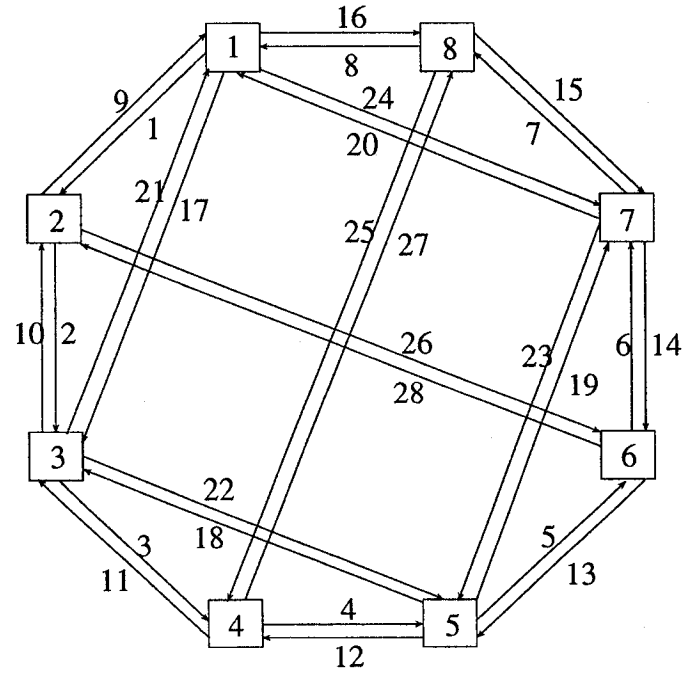

図 3.6: ネットワークモデル (3)

表 3.5: トラヒック発生量

		Destination							
		1	2	3	4	5	6	7	8
	1		0.06	0.05	0.04	0.02	0.02	0.04	0.05
	2	0.05		0.06	0.02	0.04	0.03	0.03	0.04
	3	0.05	0.06		0.03	0.02	0.02	0.04	0.07
Source	4	0.03	0.03	0.02		0.01	0.01	0.02	0.02
	5	0.03	0.02	0.01	0.01		0.01	0.03	0.02
	6	0.03	0.03	0.04	0.03	0.02		0.04	0.02
	7	0.04	0.05	0.04	0.03	0.02	0.04		0.06
	8	0.07	0.06	0.07	0.04	0.03	0.02	0.04	

表 3.6: 回線の属性

回線番号	障害発生確率 (p_i)	コスト (d_i) (1)	(2)
1	0.0145	1.5	0.5
2	0.014	3.5	0.7
3	0.0135	1.2	0.6
4	0.013	0.6	1.0
5	0.0125	2.5	1.2
6	0.012	1.6	1.8
7	0.0115	0.9	1.1
8	0.011	0.5	0.6
9	0.0105	2.0	1.1
10	0.01	2.4	1.2
11	0.0095	1.0	1.0
12	0.009	0.7	0.9
13	0.0085	4.0	2.3
14	0.008	1.5	3.0
15	0.0075	1.0	0.9
16	0.007	0.8	1.0
17	0.0065	4.0	1.0
18	0.006	2.4	2.0
19	0.0055	4.0	1.3
20	0.005	3.8	1.7
21	0.0045	3.3	0.9
22	0.004	2.0	1.8
23	0.0035	2.8	1.0
24	0.003	3.5	1.5
25	0.0025	3.0	1.3
26	0.002	2.5	1.2
27	0.0015	3.0	1.8
28	0.001	2.4	1.9

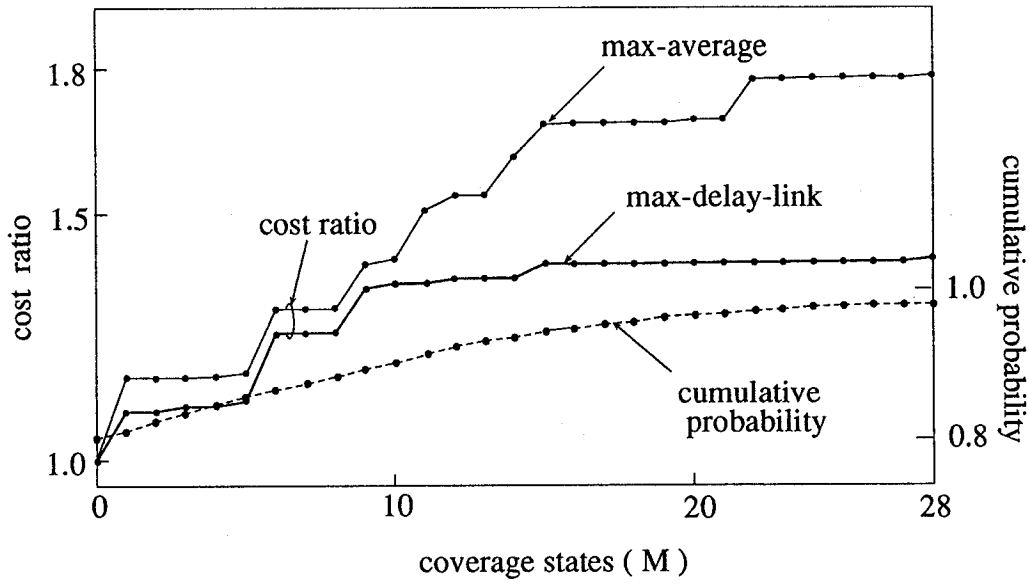

図 3.7: 状態数と最小コストの関係 (2)

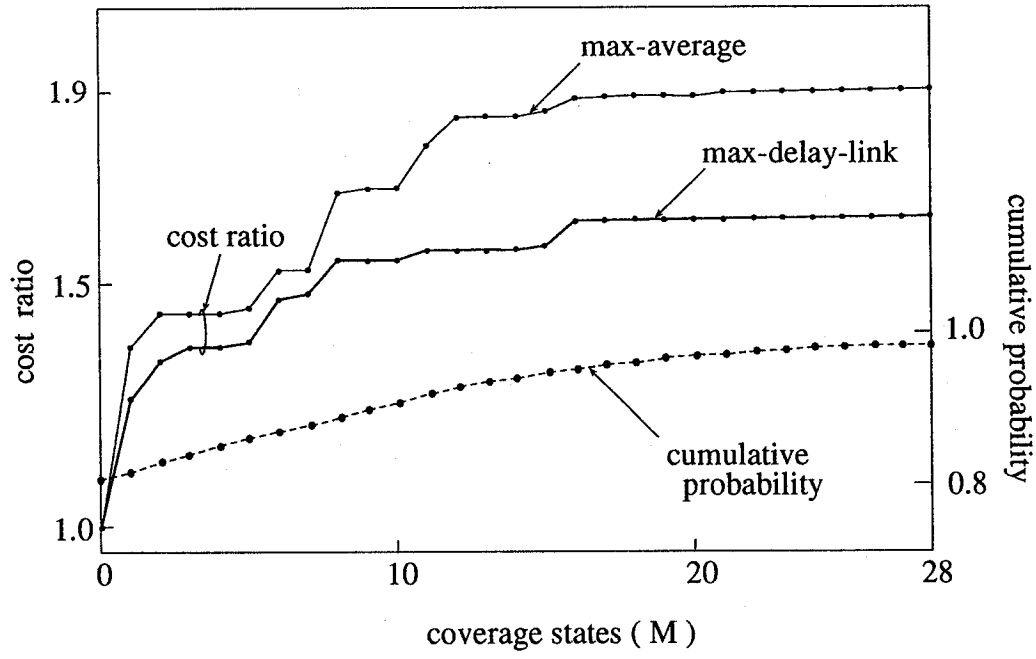

図 3.8: 状態数と最小コストの関係 (3)

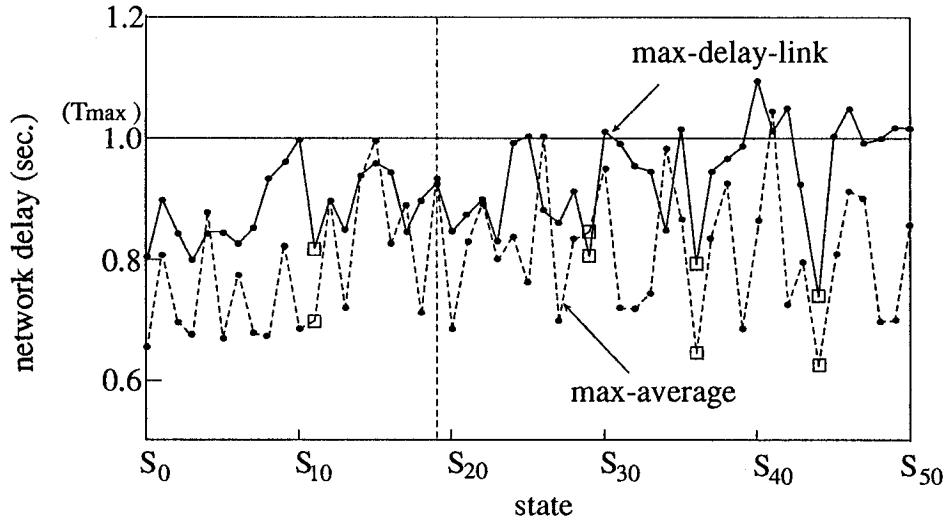

図 3.9: 障害が進行した場合の遅延 (1)

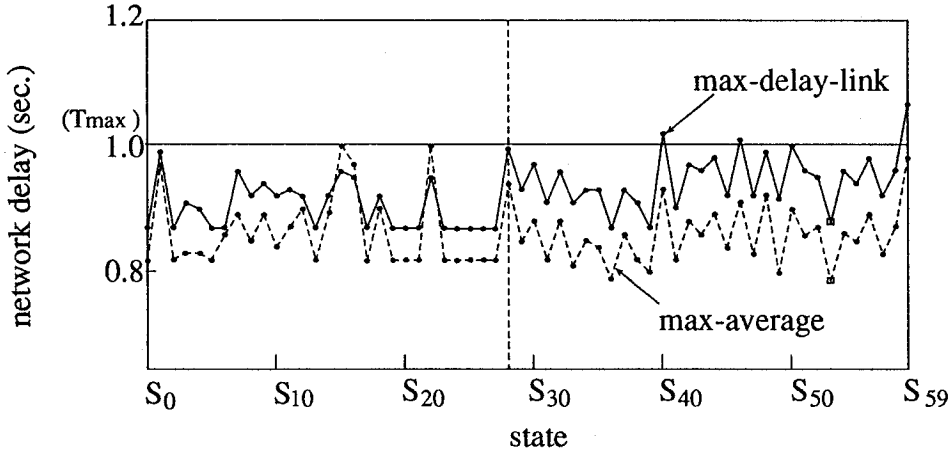

図 3.10: 障害が進行した場合の遅延 (2)

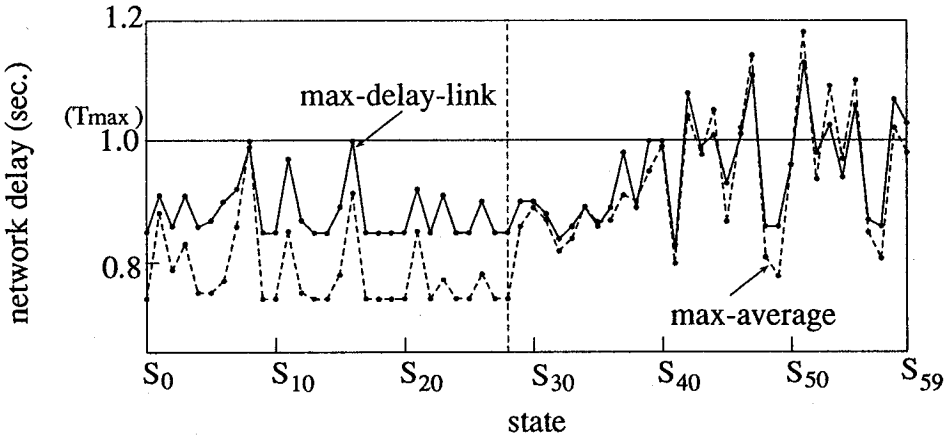

図 3.11: 障害が進行した場合の遅延 (3)

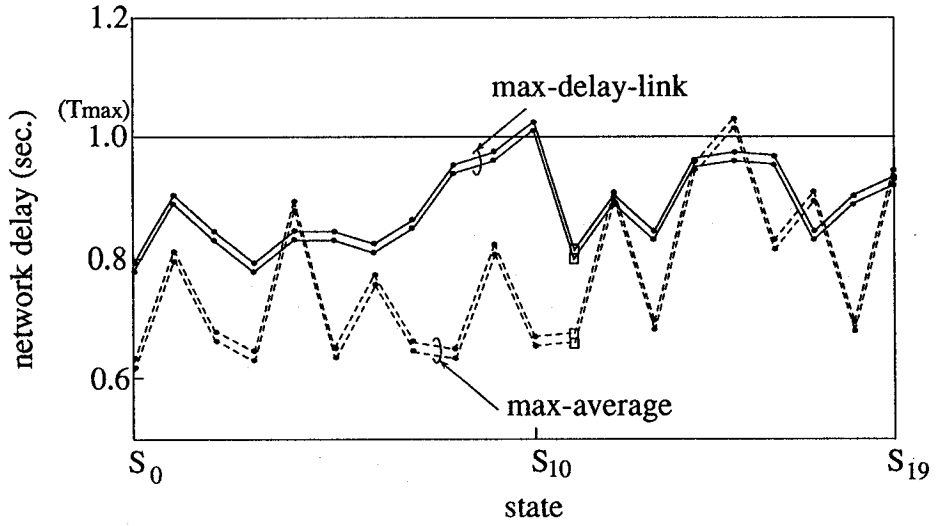

図 3.12: トラヒックが増加した場合の遅延 (1)

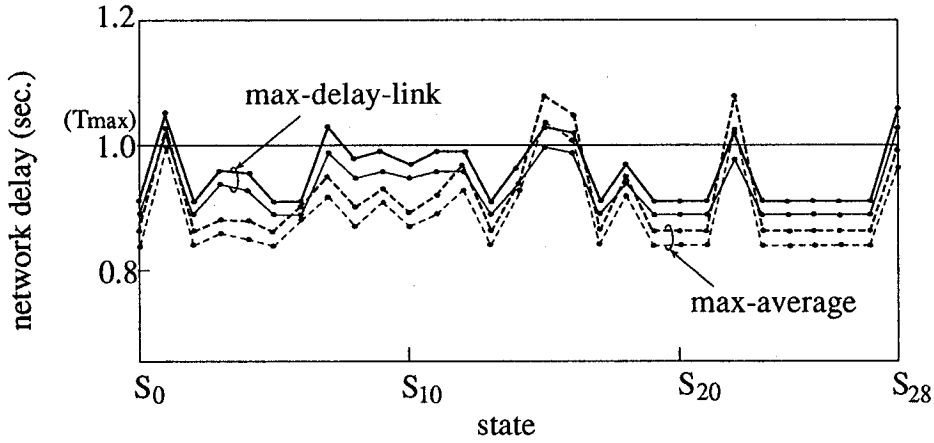

図 3.13: トラヒックが増加した場合の遅延 (2)

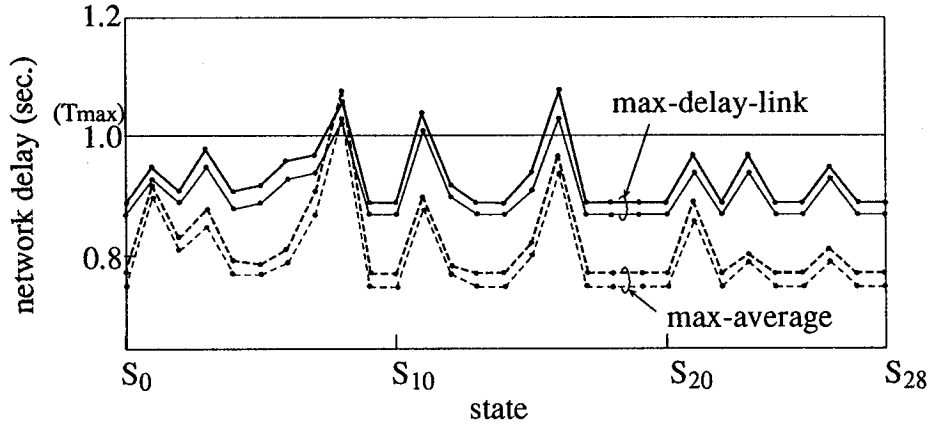

図 3.14: トラヒックが増加した場合の遅延 (3)

3.2 複数のクラスが混在するネットワークの信頼性を考慮した設計法

次に、複数のクラスのトラヒックが混在するパケット交換ネットワークを対象として、信頼性を考慮した設計を行なう手法を提案する。まず、各クラスのパケットがどのようなノード間で送受信されようとも、伝送遅延の平均値が、ある決められた上限値以下になるようなネットワークを設計するための容量・優先度・フローの割当アルゴリズム (P-CPFA アルゴリズム) を提案する。このアルゴリズムは、回線容量割当アルゴリズム (P-CA アルゴリズム)、フロー割当アルゴリズム (P-FA アルゴリズム) および回線容量と優先度の割当アルゴリズム (P-CPA アルゴリズム) の 3 つから構成されており、(1)P-CA アルゴリズムと P-FA アルゴリズムを繰り返し実行したのち、(2)P-CPA アルゴリズムを実行するという 2 つの一連の実行を繰り返すことによりコスト低減を計っている。P-CA アルゴリズムは、文献 [16] において丸山らによって提案されたアルゴリズムと同一であり、また、P-CPA アルゴリズムは、文献 [14] のアルゴリズムを、クラス内の各パケットのパス遅延をある決められた上限値に以内に抑えるという制約条件にも適用できるように変更することによって得られている。P-FA アルゴリズムは、新たに提案するアルゴリズムであって、このアルゴリズムの実行後に P-CA アルゴリズムが実行された時にコストを大きく低減させることができるように、上限値とクラス内のパケットのパス遅延の差が極力大きくなるようなフローを割り当てるアルゴリズムである。

続いて、ネットワーク上のどの回線に障害が発生したとしても、各クラスのパス遅延を、そのクラスに対して設定された上限値以下に抑えるという制約条件下で、コストを最小化するような容量・優先度・フローの割当アルゴリズム (RP-CPFA アルゴリズム) を提案する。このアルゴリズムでは、まず、各回線が使用できないという条件下で、上述の P-CPFA アルゴリズムを実行することにより、コストは比較的大きいが制約条件を満足するようなネットワークを、一旦、設計する。次に、“回線容量を減少させたと仮定したとき、各クラスのパス遅延をそれほど増加させず、かつ、減少させることによるコスト低減への効果が大きい回線を選択し、その回線の容量を実際に減少させる” という操作を繰り返すことによって、コストの低減を計っている。

3.2.1 仮定と記法

対象とするパケット交換ネットワークに対して、以下のような仮定と記法を用いる。

1. ネットワーク全体のノード数を n、回線数を m とする。
2. パケットは s 個のクラスに分けられているものとする。ノード j からノード k へのクラス c のパケット (以下、$packet(j,k,c)$ と記す) は平均 γ_{jkc} $(j,k=1,\cdots,n;\ c=1,\cdots,s)$ のポアソン分布に従って発生し、パケット長は平均 $1/\mu_c$ (bit) の指数分布に従うものとする。
3. パケットの優先度は、各ノード間の各クラス毎に与えられるものとし、$packet(j,k,c)$ に対する優先度を P_{jkc} で表す。各ノードでは、優先度の値が大きいパケットから優先して送出されるものとする。
4. $packet(j,k,c)$ は、ただ1つのパスを通るものとし、そのパスをπ_{jkc} で表す。回線 i が π_{jkc} に含まれるとき、$i \in \pi_{jkc}$ と表すものとすれば、回線 i 上のクラス c のフローλ_{ic} は以下の式で与えられる。

$$\lambda_{ic} = \sum_{j\ and\ k\ such\ that\ i \in \pi_{jkc}} \gamma_{jkc} \tag{3.13}$$

5. $packet(j,k,c)$ が回線 i を通過するとしたとき、そのパケットの回線 i 上での平均伝送遅延を T_{ijkc} で表す。ここでは、各回線を先取り権のない優先処理を行なう M/M/1 待ち行列システムとみなすことによって、T_{ijkc} の導出を行なっている。
6. $packet(j,k,c)$ の送信ノードから受信ノードへの平均伝送遅延 (以下、パス遅延と呼ぶ) を T_{jkc} で表す。5. における T_{ijkc} を用いると、T_{jkc} は以下の式で与えられる。

$$T_{jkc} = \sum_{i \in \pi_{jkc}} T_{ijkc} \tag{3.14}$$

7. 回線 i $(i=1,\cdots,m)$ の容量 C_i は、離散的な値をとるものとし、そのコストは、距離に対して段階的 (ステップ状) に増加するものとする。このようなコストの一例 (NTT のスーパーディジタル回線の料金表) を表 3.7に示す。また、ここでは、回線のコストのみを対象とし、ノードのコストについては考慮しない。従って、回線 i のコストを D_i とすると、ネットワークの構築コスト G (以下、単にコストと呼ぶ) は、以下の式で与えられる。

$$G = \sum_{i=1}^{m} D_i \tag{3.15}$$

表 3.7: NTT スーパーディジタル回線の料金 (単位千円)

		距離				
		60km まで	120km まで	240km まで	360km まで	500km まで
	64kbps	285	335	400	490	590
	128kbps	410	465	555	685	810
	192kbps	510	550	670	820	980
	256kbps	585	660	790	975	1150
回線容量	384kbps	730	790	950	1170	1380
	512kbps	830	935	1120	1400	1650
	768kbps	1020	1150	1380	1700	2000
	1Mbps	1330	1500	1800	2200	2600
	1.5Mbps	1550	1770	2140	2640	3150
	3Mbps	2520	2830	3430	4250	4900

8. $C_1, C_2, \cdots, C_m$ を並べた m 次元ベクトルを容量ベクトルと呼び、$\boldsymbol{C}$ で表す。同様に、P_{jkc} を並べた $n \cdot (n-1) \cdot s$ 次元ベクトルおよび λ_{ic} を並べた $m \cdot s$ 次元ベクトルを、それぞれ、優先度ベクトルおよびフローベクトルと呼び、$\boldsymbol{P}$ および $\boldsymbol{F}$ で表す。

3.2.2 パス遅延を考慮した容量・優先度・フロー割当アルゴリズム

まず、各クラスのパケットがどのようなノード間で送受信されようとも、ある決められた上限値以内で転送されるようなネットワークを設計するための容量・優先度・フローの割当てアルゴリズムを提案する。このようなネットワークの設計問題 (以下、P-CPFA 問題と呼ぶ) は、以下のように定式化される。

パス遅延を考慮した容量・優先度・フロー割当 (P-CPFA) 問題

与件　トラヒック発生量、接続形態

設計目標　ネットワーク構築コスト

設計変数　$\boldsymbol{C}$、$\boldsymbol{P}$、$\boldsymbol{F}$

制約条件

$$T_{jkc} \leq B_c \tag{3.16}$$

P-CPFA 問題に対して、一つの局所最適解を求めるアルゴリズムとして、P-CPFA アルゴリズムを提案する。P-CPFA アルゴリズムは、P-CA アルゴリズム、P-CPA アルゴリズムおよび P-FA アルゴリズムという 3 つのアルゴリズムを繰り返し適用することによって、局所最適解を得ている。以下、ここでは、これら 3 つのアルゴリズムについて述べたのち、P-CPFA アルゴリズムについて述べる。

[P-CA アルゴリズム]

P-CA アルゴリズムは、P-CPFA 問題における設計変数 $\boldsymbol{P}$ および$\boldsymbol{F}$ を与えられる条件に含めて、$\boldsymbol{C}$ のみを設計変数とする問題 (以下、P-CA 問題と呼ぶ) に対する局所最適解を求めるアルゴリズムである。丸山らは、文献 [16] において、P-CA 問題における制約条件 $T_{jkc} \leq B_c$ を、$T_{jkc} \leq B_{jkc}$ (B_{jkc} は、$packet(j,k,c)$ のパス遅延の上限値) に変更した問題に対して、局所最適解を求めるアルゴリズムを提案している。本論文の P-CA 問題は、丸山らの問題に含まれるので、P-CA アルゴリズムとして、文献 [16] のアルゴリズムを用いている。

[P-CPA アルゴリズム]

P-CPA アルゴリズムは、P-CPFA 問題における設計変数 $\boldsymbol{F}$ を与えられる条件に含めて、$\boldsymbol{C}$ および $\boldsymbol{P}$ を設計変数とする問題 (以下、P-CPA 問題と呼ぶ) に対する局所最適解を求めるアルゴリズムである。丸山らは、文献 [14] において、P-CPA 問題における制約条件 $T_{jkc} \leq B_c$ および優先度 P_{jkc} を、それぞれ、$T_c \leq B_c$ および P_c に変更した問題 (以下、CPA 問題と呼ぶ) に対して、局所最適解を求めるアルゴリズム (以下、CPA アルゴリズムと呼ぶ) を提案している。ここで、T_c および P_c は、それぞれ、ネットワーク全体におけるクラス c のパケットの平均伝送遅延およびクラス c のパケットに対して与えられる優先度を表す。CPA アルゴリズムの概要は、以下の通りである。

[CPA アルゴリズムの概要]

(1) 全ての P_c を 1 に設定したのち、CA アルゴリズムを実行する (CA アルゴリズムは、CPA 問題における設計変数 $\boldsymbol{P}$ を与えられる条件に含めて、$\boldsymbol{C}$ のみを設計変数とする問題に対して局所最適解を求めるアルゴリズムである)。

(2) (1) で得られる $\boldsymbol{C}$ を用いて、すべてのクラス c に対して、$(B_c - T_c)\ /\ l_c$を計算する。ただし、l_c はクラス c のパケットの平均パス長である。

(3) $\{(B_{c_1} - T_{c_1})\ /\ l_{c_1}\} \leq \{(B_{c_2} - T_{c_2})\ /\ l_{c_2}\}$ ならば、$P_{c_1} \geq P_{c_2}$ という条件のもとで、各クラスのパケットに優先度 P_c を与えながら、CA アルゴリズムを繰り返し、コストを最小化するような $\boldsymbol{C}$ および $\boldsymbol{P}$ を求める。

本論文の P-CPA アルゴリズムは、基本的には、文献 [14] の CPA アルゴリズムと同じであるので、その記述については省略するが、CPA アルゴリズムにおける T_c,P_c および l_c が、それぞれ、T_{jkc}, P_{jkc} および l_{jkc} (π_{jkc} に含まれる回線の総数、つまり、π_{jkc} のホップ数) に変更されており、また、(1) においては、P-CA アルゴリズムが用いられている。

[P-FA アルゴリズム]

P-FA アルゴリズムは、P-CPFA 問題における設計変数 $\boldsymbol{C}$ および$\boldsymbol{P}$ を与えられる条件に含めて、$T_{jkc} \leq B_c$を満足するような $\boldsymbol{F}$ を求めるアルゴリズムである。与えられる $\boldsymbol{C}$ および$\boldsymbol{P}$ によっては、制約条件を満足できない場合もあり得るが、このようなときには、P-FA アルゴリズムは "解なし" という答えを与えるものとする。P-FA アルゴリズムは、ネットワーク上にパスを 1 本ずつ固定していくアルゴリズムであって、すべて ($n \cdot (n-1) \cdot s$ 本) のパスが固定されるまで、以下の (1) および (2) を繰り返す (詳細な記述については、付録を参照)。

(1) いま、ネットワーク上に $\pi_{j_1k_1c_1}, \cdots, \pi_{j_ak_ac_a}$ という a 本のパスが既に固定されているものとする。つまり、$packet\ (j_r,\ k_r,\ c_r)\ (1 \leq r \leq a)$ のルーティングは決定されているものとする。このとき、まだルーティングの決定されていないパケットに対して以下の (1.1) を行なう。

(1.1) そのパケットを $packet(j,k,c)$ としたとき、ノード j からノード k へのすべての可能なパス $\pi^1_{jkc}, \pi^2_{jkc}, \cdots, \pi^q_{jkc}$を求め、以下の (1.1.1) および (1.1.2) を行なう。

(1.1.1) 各 $\pi^{q_1}_{jkc}\ (1 \leq q_1 \leq q)$ に対して以下のことを行なう。$\pi^{q_1}_{jkc}$ に沿って、そのパケットを転送すると仮定した上で、前述の a 本のパスのパス遅延 $T_{j_rk_rc_r}$ および $packet(j,k,c)$ のパス遅延 $T^{q_1}_{jkc}$ を求めたのち、$\sum_{r=1}^{a}(B_{c_r} - T_{j_rk_rc_r}) + (B_c - T^{q_1}_{jkc})$ (以下、この値をネットワーク尤度と呼ぶ) を計算する。

(1.1.2) $\pi^{q_1}_{jkc}\ (1 \leq q_1 \leq q)$ のうちで、ネットワーク尤度が最大となるパス $\pi^{q'}_{jkc}$ を見つける。

(2) (1) において得られた、各ノード間の各クラスのパケットのネットワーク尤度を比較し、その値が最小となるような送信ノード j、受信ノード k、クラス c を選び、$packet(j,k,c)$ を、$\pi^{q'}_{jkc}$ に沿って転送するものとして、そのパスをネットワーク上に固定する。

(1.1.2) において、ネットワーク尤度の最大値を選んだ理由は、もし、そのノード間のそのクラスのパケットに対して、パスを固定するものとすれば、遅延の上限値に対して余裕のあるパスを選ぶべきであろうと考えたからである (π^1_{jkc},π^2_{jkc}, $\cdots$, π^q_{jkc}のうち、最終的に固定されるパスは、これらのうちの1本だけでよいことに注意する)。また、(2) でネットワーク尤度の最小値を選んだ理由は、各ノード間の各クラスのパケットに対するパスは、いつかの時点で固定されなければならないので、尤度の大きいパスは後回しにして、尤度の小さいパスを先に固定すべきであろうと考えたからである。

[P-CPFA アルゴリズム]

P-CPFA アルゴリズムは、ある与えられた $\boldsymbol{P}$ をもとに、P-CA アルゴリズムと P-FA アルゴリズムを繰り返し、コストを最小化するような $\boldsymbol{C}$ と$\boldsymbol{F}$ を求める。そして、この結果得られた $\boldsymbol{F}$ をもとに、P-CPA アルゴリズム行なって、さらに、コストが小さくなるような $\boldsymbol{C}$ と$\boldsymbol{P}$ を求める。そののち、一度 P-FA アルゴリズムを実行してから、再び P-CA アルゴリズムと P-FA アルゴリズムを実行する。この一連の操作を繰り返すことによって、局所最適解を求めている。図 3.15に P-CPFA アルゴリズムの流れを示す。同図では、アルゴ

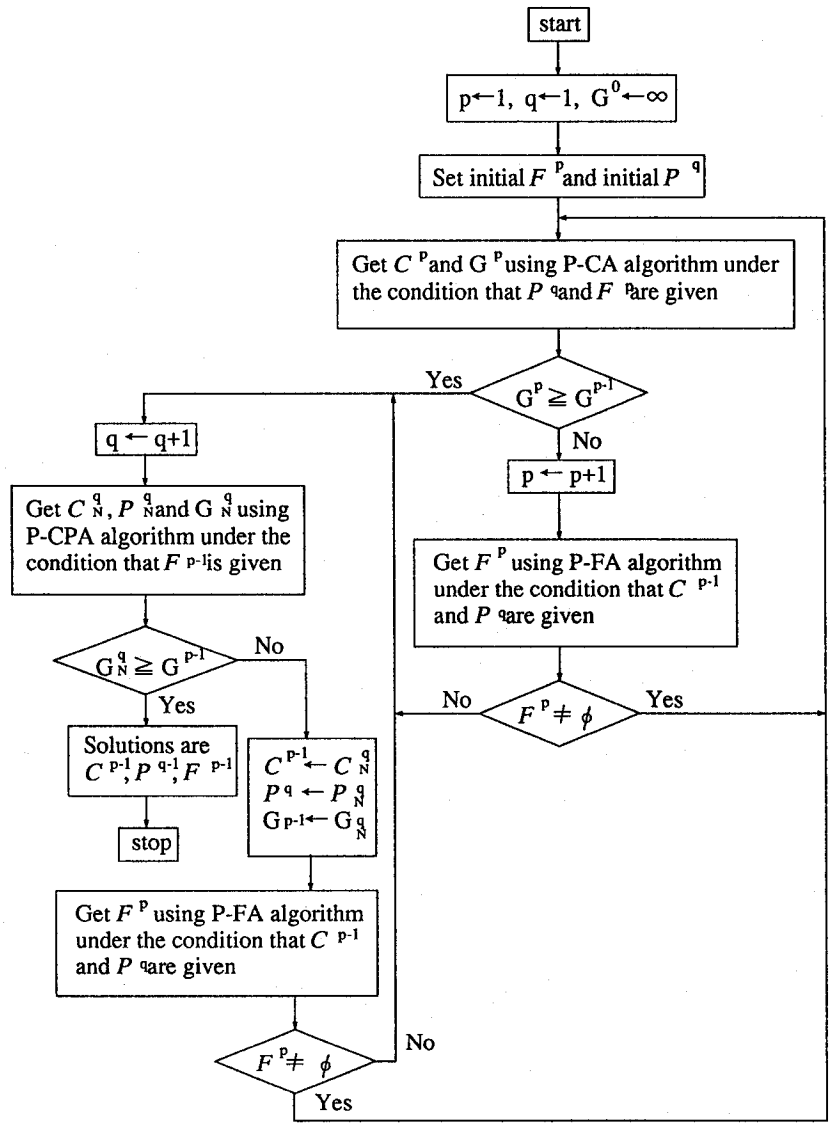

図 3.15: P-CPFA アルゴリズム

リズムの各ステップにおいて得られる$\boldsymbol{C}$,$\boldsymbol{P}$, $\boldsymbol{F}$ および G を、それらに対する上付きまたは下付きの添字で表している。また、同図における $\boldsymbol{F}^p \neq \phi$ は、"制約条件を満足するフロー割当てが存在する" ということを示す。さらに、initial $\boldsymbol{F}^p$ および initial $\boldsymbol{P}^q$ は、それぞれ、最短パス (各回線の重みを 1 として、Floyd のアルゴリズム [47] を実行することにより得られる) に沿って、各パケットを転送したときのフローベクトルおよびすべての j, k, c について、$P_{jkc} = 1$ としたときの優先度ベクトルを表す。

3.2.3 回線障害を考慮した容量・優先度・フロー割当アルゴリズム

続いて、ネットワーク上のある回線に障害が発生したとしても、各クラスのパケットに対して、すべてのノード間で、決められた上限値以内で転送されるようなネットワークを設計するための手法を提案する。まず、このようなネットワークの設計問題 (以下、RP-CPFA 問題と呼ぶ) を定式化するために以下のような仮定と記法を定義する。

1. ネットワーク上では、同時に 2 本以上の回線に障害が発生することはないものと仮定し、y 番目の回線に障害が発生した状態を $S_y (y = 1, \cdots, m)$ で表す。ただし、便宜上、S_0 はどの回線にも障害が発生していない状態を表すものとする。また、障害の発生した回線の容量は 0 になるものとする。
2. 3.2.1 節で定義した C_i、P_{jkc}、T_{jkc}、$\boldsymbol{P}$ および$\boldsymbol{F}$ に対応して、状態 S_y におけるそれぞれを、C_i^y、P_{jkc}^y、T_{jkc}^y、$\boldsymbol{P}^y$ および $\boldsymbol{F}^y$ で表す。

これらの記法を用いると、上述した RP-CPFA 問題は、以下のように定式化される。

信頼性を考慮した回線容量・優先度・フロー割当 (RP-CPFA) 問題

与件	トラヒック発生量、接続形態
設計目標	ネットワーク構築コスト
設計変数	$\boldsymbol{C}$、$\boldsymbol{P}$、$\boldsymbol{F}$
制約条件	$T_{jkc}^y \leq B_c$ (3.17)

この問題を解くことによって得られたネットワークにおいては、ネットワークが正常時 (状態 S_0 のとき) には、優先度ベクトルおよびフローベクトルは、それぞれ、$\boldsymbol{P}^0$ および $\boldsymbol{F}^0$ で運用されるものとし、状態 S_y $(y = 1, \cdots, m)$ になったときには、それぞれ、$\boldsymbol{P}^y$ お

よび $\boldsymbol{F}^y$ に変更されて運用されるものとする。このように考えれば、ネットワークが、どのような状態になったとしても T^y_{jkc} を B_c 以内に抑えることができる。

RP-CPFA 問題に対する一つの局所最適解を求めるアルゴリズムとして、RP-CPFA アルゴリズムを提案する。アルゴリズムの記述に際しては、以下の記法を用いている。

- 回線 i の容量 C_i に対して、その容量の 1 ランク下の容量を $C_i^{(-)}$ で表す。例えば、表3.7において、$C_i = 256kbps$ としたとき、$C_i^{(-)} = 192kbps$ となる。また、容量が C_i および $C_i^{(-)}$ のときの回線 i のコストを、それぞれ、D_i および $D_i^{(-)}$ で表す。
- 容量ベクトル $(C_1, C_2, \cdots, C_i, \cdots, C_m)$ に対して、回線 i 以外の回線 i_1 の容量は C_{i_1} のままにし、回線 i の容量のみを $C_i^{(-)}$ に設定した容量ベクトルを $(C_1, C_2, \cdots, C_i^{(-)}, \cdots, C_m)$ で表す。容量ベクトル $(C_1, C_2, \cdots, C_i^{(-)}, \cdots, C_m)$ に対して、RP-CPFA 問題の制約条件を満足する優先度ベクトルおよびフローベクトルを (もし存在するならば)、それぞれ、$\boldsymbol{P}^{y(i-)}$ および $\boldsymbol{F}^{y(i-)}$ で表す。また、そのときの $packet(j,k,c)$ の状態 S_y におけるパス遅延を $T^{y(i-)}_{jkc}$ で表す。

[RP-CPFA アルゴリズム](図 3.16参照)

(1) 状態 S_0 に対しては与えられたトポロジーを仮定して、また、状態 $S_y(y = 1, \cdots, m)$ に対しては与えられたトポロジーから回線 y を削除したトポロジーを仮定して、状態 S_y のそれぞれに対して、$T^y_{jkc} \leq B_c$ という制約条件下で P-CPFA アルゴリズムを実行し、状態 S_y における回線 i の容量 C_i^y、優先度ベクトル$\boldsymbol{P}^y$ およびフローベクトル $\boldsymbol{F}^y$ を求める。

(2) $C_i = max\{C_i^0, C_i^1, \cdots, C_i^m\}$ とする。これにより、構築コストは大きいが、RP-CPFA 問題の制約条件を満足するネットワークが得られたことになる。

(3) $L = \{1, 2, \cdots, m\}$ とする。

(4) L に属する各 i に対して、$y = 0, 1, \cdots, m$ の順番に以下のことを行なう。

(4.1) 次式で定義される F_i^y を極小化するような、$\boldsymbol{P}^y$、$\boldsymbol{F}^y$、$\boldsymbol{P}^{y(i-)}$ および $\boldsymbol{F}^{y(i-)}$ を求める。ただし、与えられる C_i および $C_i^{(-)}$ によっては、$\boldsymbol{P}^y$, $\boldsymbol{F}^y$, $\boldsymbol{P}^{y(i-)}$ および $\boldsymbol{F}^{y(i-)}$ が存在しない場合があるが、このようなときは、$F_i^y = \infty$ とする。

$$F_i^y = \frac{1}{D_i - D_i^{(-)}} \sum_{j,k,c} \frac{|T^{y(i-)}_{jkc} - T^y_{jkc}|}{B_c} \cdot \frac{1}{B_c - T^{y(i-)}_{jkc}} \tag{3.18}$$

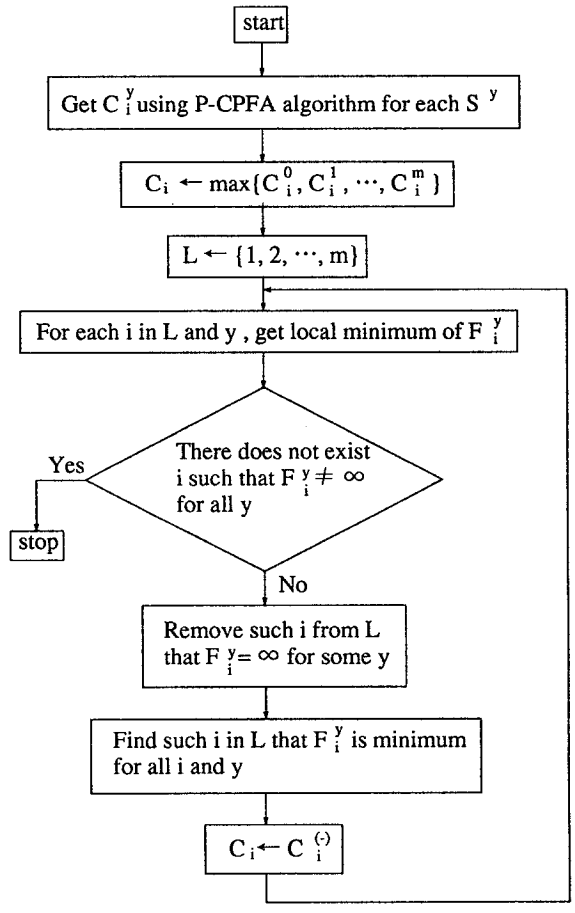

図 3.16: RP-CPFA アルゴリズム

(5) すべての y に対して $F_i^y \neq \infty$ となるような i が存在しないならば、現時点での ((4) を行なう前の) $\boldsymbol{C}$、$\boldsymbol{P}^y$ および $\boldsymbol{F}^y$ を解としてアルゴリズムは終了する。そうでなければ、(6) へ。

(6) ある y に対して、$F_i^y = \infty$ となるような i については、すべて L から削除したのち、(7) へ。

(7) L に属するすべての i およびその i に対するすべての y にわたって、F_i^y を比較し、F_i^y が最小となるような i を選び、回線 i の容量を 1 ランク下げる ($C_i = C_i^{(-)}$)。次に、$\boldsymbol{C} = (C_1, C_2, \cdots, C_i, \cdots, C_m)$、$\boldsymbol{P}^y = \boldsymbol{P}^{y(i-)}$ および $\boldsymbol{F}^y = \boldsymbol{F}^{y(i-)}$ と設定したのち、(4) へ。

このように、RP-CPFA アルゴリズムでは、(1) と (2) によって、一旦、制約条件を満足するような容量割当を得たのち、(4) から (7) において、"各回線 i に対して、状態 S_y での評価値 F_i^y を導入し、その値が最小となるような回線 i の容量を 1 ランク下の容量にする" ということを繰り返すことによって、コストの低減化を計っている。ここで、容量を 1 ランク下げる際の評価値を上式のように設定した理由は、以下の 3 つの条件を極力満足するような回線の容量を下げるべきであろうと考えたからである。

- 容量を 1 ランク下げることによって、コストが大きく下がる (1 / ($D_i - D_i^{(-)}$) の項に対応している)。
- 容量が C_i のときと $C_i^{(-)}$ のときのパス遅延の差が小さい ($|T_{jkc}^{y(i-)} - T_{jkc}^y|$ / B_c の項に対応している)。
- 容量を 1 ランク下げたときに、パス遅延 $T_{jkc}^{y(i-)}$ が上限値 B_c に近づかない (1 / ($B_c - T_{jkc}^{y(i-)}$) の項に対応している)。

3.2.4 数値例

本節で提案した 2 つのアルゴリズムを適用した数値例を示す。

まず、図 3.17のネットワークモデルに対して、回線のコストとして表 3.7を、各クラスのトラヒック要求量として表 3.8(ノード j からノード k へのトラヒック要求量は、全てのクラスにおいて同じとする) を用いて、P-CPFA アルゴリズムを適用した結果について述べる。ただし、クラスの数を 3 とし、B_1=0.01(sec)、B_2=0.1(sec)、B_3=0.3(sec) とするとともに、パケット長 $1/\mu_1$、$1/\mu_2$、$1/\mu_3$ は全て等しく 1kbit としている。P-CPFA アルゴリ

ズムを適用した結果得られた容量割当とそのときの総コストを表3.9に示し、また、クラス1、2および3に属するパケットのパス遅延の最大値(以下、最大パス遅延と呼ぶ)を表3.10に示す。表3.10から分かるように、クラス3の最大パス遅延は、上限値を大きく下回っている。この理由は、クラス1およびクラス2の制約条件が割当結果に対して支配的な要因となり、これらの制約条件を満足するために各回線に比較的大きい容量が与えられているためであると考えられる。

続いて、P-CPFAアルゴリズムと同様に、図3.17のネットワークモデルに対して、RP-CPFAアルゴリズムを適用し、その結果得られるクラス1、2および3に属するパケットの各状態における最大パス遅延を図3.18に示す。この図からわかるように、P-CPFAアルゴリズムと同様にRP-CPFAアルゴリズムにおいても、クラス1およびクラス2が割当結果に対して支配的な要因になっている。また、表3.11にRP-CPFAアルゴリズムの容量割当の結果を示す。表3.9と表3.11のコスト比は約1.4であるので、図3.17のネットワークモデルに対しては、40%のコスト増を許容すれば、回線1本の障害に対して、強固なネットワークを設計できることがわかる。

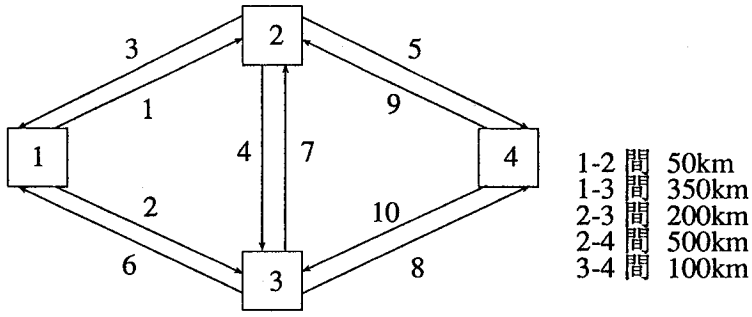

図 3.17: ネットワークモデル

表 3.8: トラヒック発生量 (packets/sec)

		Destination			
		1	2	3	4
Source	1		120	50	100
	2	100		250	100
	3	50	100		50
	4	50	150	100	

表 3.9: 回線容量割当 (P-CPFA)

回線番号	回線容量
1	384kbps
2	512kbps
3	512kbps
4	768kbps
5	384kbps
6	192kbps
7	384kbps
8	768kbps
9	768kbps
10	512kbps
total cost	11,575,000 円

表 3.10: 各クラスに属するパケットの最大パス遅延 (P-CPFA)

最大パス遅延 (クラス 1)	最大パス遅延 (クラス 2)	最大パス遅延 (クラス 3)
0.009(sec)	0.08(sec)	0.08(sec)

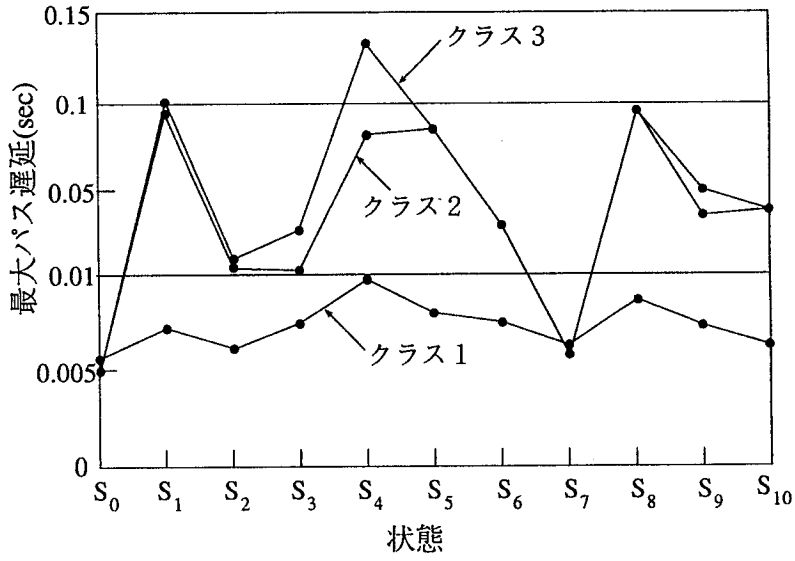

図 3.18: 各状態における最大パス遅延

表 3.11: 回線容量割当 (RP-CPFA)

回線番号	回線容量
1	1Mbps
2	1Mbps
3	768kbps
4	1Mbps
5	768kbps
6	768kbps
7	384kbps
8	768kbps
9	1Mbps
10	1Mbps
total cost	16,250,000 円

3.3 まとめ

本章では、パケット交換ネットワークにおいて、回線に障害が発生する場合に、その信頼性を考慮した設計法を提案した。

まず、トラヒックのクラスが単一の場合に、回線容量割当方法を行なう手法を提案した。ここでは、まずネットワークの障害の状態を求め、あらかじめ定められた状態の範囲内では、平均パケット伝統遅延を基準値以下に抑えることを制約条件としている。本章では、新しい設計手法として max-delay-link 法を提案した。max-delay-link 法では、ネットワーク中でボトルネックとなっている回線に優先的に大きな容量を割り当てていくため、従来良い方法とされてきた max-average 法よりも、より小さなコストで、同等の信頼性を有するネットワークを設計できることが示された。

次に、複数のクラスのトラヒックが混在するネットワークを対象として、各クラスのパケットがどのようなノード間で転送されようとも、パスごとの平均遅延をある決められた基準値以下に抑えることのできるような容量・優先度・フローの割当アルゴリズム P-CPFA を提案した。そして、ネットワーク上の回線に障害が発生したとしても、正常時と同じ遅延制約が満足されるネットワークを設計するためのアルゴリズム RP-CPFA を提案した。そして、P-CFPA と RP-CFPA を数値例によって比較することにより、ネットワーク構築コストを約 40%増すことにより、回線 1 本の障害に対しては使用に耐え得る信頼性の高いネットワークを構築できることを示した。

第4章

地上回線と衛星回線を組み合わせたネットワークの設計

前章までは、単一の伝送媒体からなるパケット交換ネットワークを設計対象としてきた。しかしながら、実際のネットワークを構成する伝送媒体は単一とは限らない。そこで、本章では、そのようなネットワークの例として、地上回線と衛星回線とが複合した地上/衛星系統合通信ネットワークの設計手法を提案する。特に、本章で提案する手法は、ネットワークの性能に関する制約条件の他に、地理的制約等の実際に構築する際に生じる制約条件を考慮したものとなっているため、より現実のシステムを反映したネットワークモデルを扱うことができる。

4.1 問題の定式化

4.1.1 設計目標

本章で対象とする地上/衛星系統合通信ネットワークの構成を図4.1に示す。ネットワーク構築コストの要素として考えられるのは、

- 地上局設置費
- 衛星回線使用料
- 地上回線設置費 (あるいは地上回線使用料)

である。従って、設計の対象となるのは、

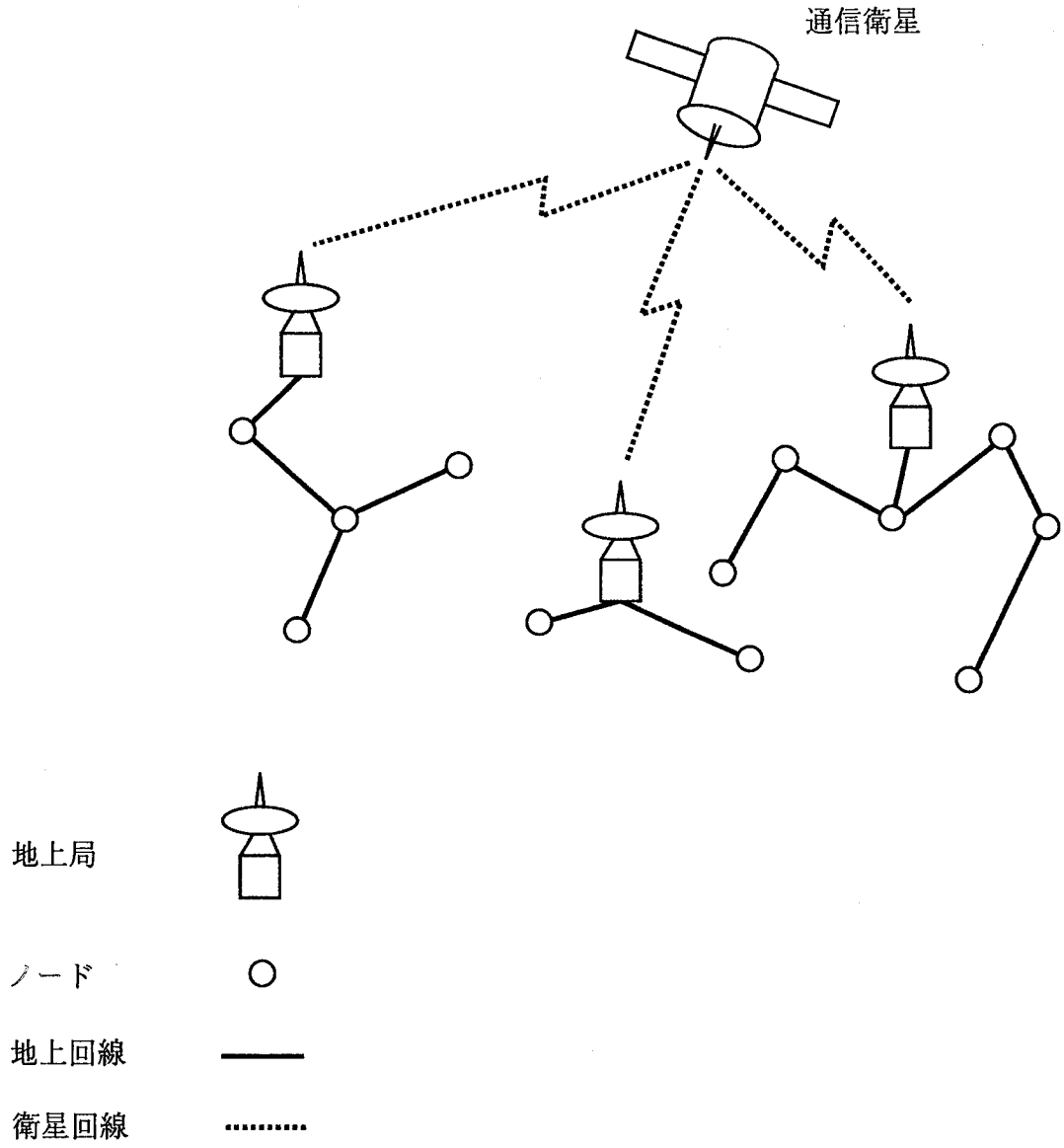

図 4.1: 地上/衛星系統合通信ネットワークの構成

- 地上局の数とそれらの位置
- 地上回線の接続形態
- 地上および衛星回線の容量割当

である。

従来のネットワーク設計手法では、遅延特性などの性能に関する制約条件のみにより最適化を行なっている。しかし、実際にネットワークを構築する際には、ネットワーク性能以外に次のような制約を受けると考えられる。

- 地形的制約 (山脈・離島など) により、地上回線が敷設できないノード間が存在する
- 地形的、経済的制約などにより、地上局が設置できないノードが存在する

そこで本章では、ネットワーク性能および上記の制約条件の下でネットワーク構成の最適化を試みる。また、問題の簡単化のため、ネットワークに要求される性能の基準としては、ネットワーク全体の平均パケット伝送遅延を採用する。以上から、本章における設計問題は以下のように定式化できる。

地上/衛星系統合通信ネットワーク設計問題

与件	トラヒック発生量
設計変数	地上回線・衛星回線の容量、地上回線の接続形態、地上局の配置
最小化	ネットワーク構築コスト
制約条件	$T \leq T_{max}$ 地上回線敷設の制約 地上局設置の制約

4.1.2 モデル化

対象とするネットワークをモデル化するために、次のような仮定をおく。

1. ノード数を n とする。

2. 地上局は、いずれかのノードに設置するものとする。ただし、初期状態において地上局を設置できないノードをあらかじめ与えることができるものとする。

3. 二つのノード $i-j$ 間に地上回線を敷設する場合には、必ず両方向の地上回線を敷設する。地上回線の費用は、距離に依存する単位容量当たりの費用 U_{ij} と、回線の固定費 E_t から成るものとする。ただし、E_t は全ての地上回線で一定とし、$U_{ij}=U_{ji}$ とする。また、地上回線を敷設できないノード間をあらかじめ与えることができるものとする。

4. 衛星回線の費用は容量に比例するものとし、単位容量当たりの費用を U_s とする。

5. 地上局の規模をその地上局に対応した衛星回線の容量に応じて、大型、中型、小型の3段階に区別し、それぞれの費用を E_{s_1}、E_{s_2}、E_{s_3} とする。

6. ノード i からノード j へのパケットは平均 γ_{ij} のポアソン分布に従って発生する。また、パケット長は平均 $1/\mu$ の指数分布に従うものとする。

7. 衛星回線の伝搬遅延を τ (τ=0.26 秒) とする。また、地上回線における伝搬遅延はないものとする。

8. 各ノードにおけるバッファ容量は無限大とする。

さらに、以下の記法を定義する。

λ_{ij} ：$i-j$間が直接1本の地上回線で接続されているとき、その回線を i から jに向かうトラヒック量

T_{ij} ：ノード i からノード jへの地上回線における伝送遅延

C_{ij} ：ノード i からノード jへの地上回線の回線容量

λ_{s_k} ：地上局 kから他の地上局に向かうトラヒック量

T_{s_k} ：地上局 kから他の地上局に向かう衛星回線における伝送遅延

C_{s_k} ：地上局 kから他の地上局に向かう衛星回線の回線容量

X_{ij} ：ノード $i-j$間に地上回線が存在するかどうかを示す変数

1:ノード $i-j$間が直接1本の地上回線で接続されている

0:ノード $i-j$間を直接接続する地上回線が存在しない

Y_k　：ノード kに地上局が存在するかどうかを示す変数

1:ノード kに地上局が存在する

0:ノード kに地上局が存在しない

平均パケット伝送遅延 Tは、次の式で与えられる。

$$T = \frac{1}{\gamma}\left(\sum_{i=1}^{n}\sum_{j=1}^{n}\lambda_{ij}T_{ij}X_{ij} + \sum_{k=1}^{n}\lambda_{s_k}T_{s_k}Y_k\right) \tag{4.1}$$

ただし、

$$\gamma = \sum_{i=1}^{n}\sum_{j=1}^{n}\gamma_{ij} \tag{4.2}$$

である。式 (4.1) において、第 1 項は地上回線における遅延、第 2 項は衛星回線における遅延を示す。75 ページに示した仮定 6、8 より、各回線は M/M/1 待ち行列システムとみなせるので、各回線の伝送遅延は、

$$T_{ij} = \frac{1}{\mu C_{ij} - \lambda_{ij}} \qquad (i, j = 1, \cdots, n; i \neq j) \tag{4.3}$$

$$T_{s_k} = \frac{1}{\mu C_{s_k} - \lambda_{s_k}} + \tau \tag{4.4}$$

となる。また、ノード i からノード jへ向かう地上回線の費用は、

$$C_{ij}U_{ij} + E_t \tag{4.5}$$

となり、地上局 kにおける衛星回線の費用は、

$$C_{s_k}U_s \tag{4.6}$$

である。従って、ネットワーク全体の構築費用 Dは、

$$D = \sum_{i=1}^{n}\sum_{j=1}^{n}\{(C_{ij}U_{ij} + E_t)\,X_{ij}\} + \sum_{k=1}^{n}\{(C_{s_k}U_s + E_s)\,Y_k\} \tag{4.7}$$

となる。

4.2 最適化アルゴリズム

4.2.1 方針

本章で対象としているような地上/衛星系統合通信ネットワークでは、一般にノード数nが非常に大きいと考えられる。地上局の位置や地上回線の接続形態などを全ての場合について調べ、構築費用が最小となるようなネットワーク構成を得ることは、非線形0-1整数計画問題を解くこととなる。これはNP完全の問題のクラスに属しているため、大きなノード数に対して厳密解を得ることは不可能に近い[48]。そこで、本章では以下に示すような発見的手法によってネットワーク設計を行なう。

まず、与えられたn個のノードをいくつかのグループに分割する(以下、それぞれのノードのグループのことをクラスタと呼び、クラスタを作る手順のことをクラスタリングと呼ぶ)。個々のクラスタには地上局を一つずつ設置するものとする。また、同一クラスタ内のノードは地上回線で接続されているが、異なるクラスタ間には地上回線は存在しないものとする。そのため、異なるクラスタに属するノード間の通信は地上回線と衛星回線を通じて行なわれることになる。クラスタリングされたシステムの構成例を図4.2に示す。構築費用を最小とするためには、次の構成要素を最適化する必要がある。

- クラスタ数
- 地上回線の接続形態
- ルーティング
- 地上局の位置および規模
- 地上、衛星回線の容量割当

まず、クラスタ数を最適化する必要があるが、最適なクラスタ数は未知であるため、クラスタ数がn個(1つのノードがそれぞれ1つのクラスタ)を初期状態とし、そこから、クラスタ数が1個(全ノードが1つのクラスタに属している)になるまで、結合すべき2つのクラスタを順次決定し、それを1つにまとめていく。そして、各段階において上記の構成要素について最適化を行ない、構築費用の計算を行なって費用が最小になったときを最適なクラスタ数とする。また、ここではアルゴリズムの簡単化のため、ルーティングについて

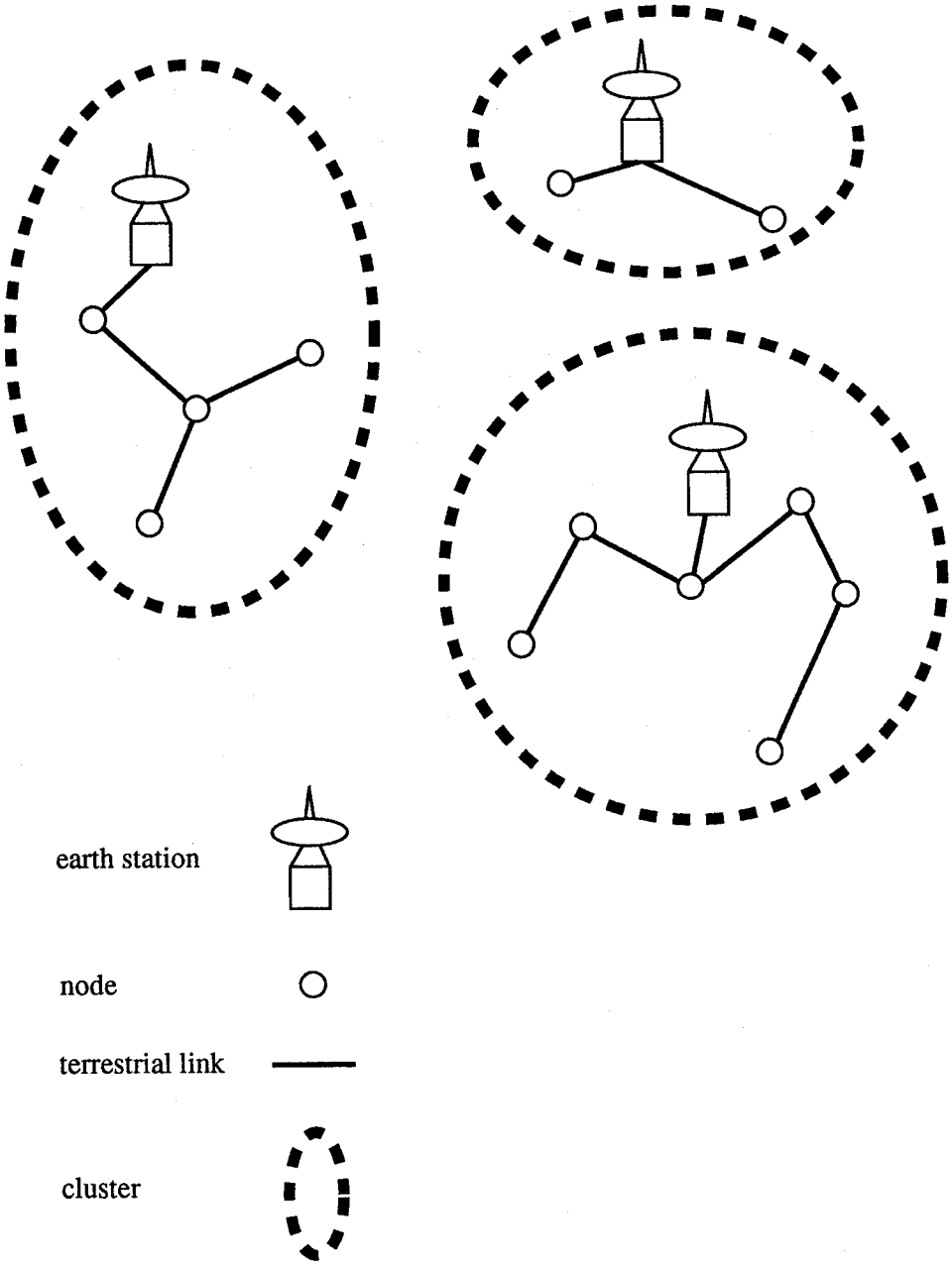

図 4.2: クラスタリング

は静的ルーティング (static routing) の一つである最短経路法を用いる。すなわち、距離の関数である U_{ij} の和が最小となるようにルーティングを行なうこととする。以下、個々の最適化の手法について述べていく。

4.2.2 クラスタリング

クラスタリングは、一度同じクラスタに属した 2 つのノードは後に別々のクラスタに属することはないという階層的クラスタリングと、一度同じクラスタに属した 2 つのノードが後に別々のクラスタに属することもあり得るという、非階層的クラスタリングに大別される。階層的クラスタリングを採用した場合、クラスタ数を n から 1 まで一つずつ減らしていくには、単に、結合すべき 2 つのクラスタを決定するアルゴリズムを与えるだけでよい。また、クラスタ内の接続形態や地上局の位置などの最適化を行なう必要があるのは、結合されて新たに作られたクラスタに対してのみであるので、計算時間が短くて済む。以上の理由から、本論文では階層的クラスタリングを採用する。

まず、全ノード数 n のうち n_0 個のノードには地上局が設置できないものと仮定する。まず、初期状態 (1 つのノードが 1 つのクラスタの状態) では、地上局が設置されていない n_0 個のノードは、他のノードと通信することができないため、ネットワークシステムは不完全な状態にある。ここで、地上局が設置されていないクラスタのことを孤立クラスタ、地上局が設置されているクラスタを非孤立クラスタと呼ぶこととする。

まず、孤立クラスタを消滅させるようにクラスタリングを行なっていく。以下に、クラスタリングのアルゴリズムを示す。

1. 初期状態:クラスタ数は n で、各クラスタは 1 個のノードで構成され、地上局が設置されていないクラスタが n_0 個ある。
2. 孤立クラスタをなくす:クラスタ数が $n - n_0$ になるまで以下を繰り返す。
   - 各孤立クラスタに対して、結合させるべき非孤立クラスタを決定 (クラスタを結合させる方法は後述) し、その 2 つのクラスタを結合してクラスタ数を 1 つ減らす。
3. クラスタ数が 1 になるまで以下を繰り返す。

- 結合すべき 2 つのクラスタを決定し、それらを結合してクラスタ数を 1 つ減らし、そのクラスタに対して、
  - 地上回線の接続形態
  - ルーティング
  - 地上局の設置
  - 地上、衛星回線の容量割当

  について最適化を行ない、構築費用を計算する。

また、地上回線を敷設できないノード間が存在するという制約条件を考慮しているので、クラスタ i に属する全てのノードとクラスタ j に属する全てのノードとの間に、地上回線を敷設できるノード間が全く存在しない場合には、クラスタ i とクラスタ j を結合することはできないものとする。

以下に、結合すべきクラスタを決定するための手法を示す。まず、各クラスタを疑似的に 1 つのノードとみなし、ノード $i-j$間に U_{ij}を定義したように、クラスタ $i-j$間に $U_{c_{ij}}$ を定義する。クラスタ i に属するノードを i_x $(x=1,2,\cdots,k)$、クラスタ jに属するノードを j_y $(y=1,2,\cdots,l)$ とする。まず、一般的にクラスタの距離を求める方法として、次の 2 つがある [49]。

1. CLA (Complete Linkage Algorithm)

$$U_{c_{ij}} = \max_{\forall i_x, j_y} U_{i_x j_y} \tag{4.8}$$

2. ALA (Average Linkage Algorithm)

$$U_{c_{ij}} = \frac{1}{k\,l} \sum_{x=1}^{k} \sum_{y=1}^{l} U_{i_x j_y} \tag{4.9}$$

さらに、本章で対象とするネットワークのように、各クラスタに地上局が設置されている場合には、地上局に注目した次の方法が考えられる。

1. ELA (Earth Station Linkage Algorithm)

   クラスタ i、jの地上局のノード番号が e_i、e_jのとき、

$$U_{c_{ij}} = U_{e_i e_j} \tag{4.10}$$

これらの方法で得られた$U_{c_{ij}}$が最も小さいというクラスタ間の距離の条件だけで、結合すべき2つのクラスタを決定することも可能である。しかし、一般的に衛星回線は地上回線に比べて高価であるため、$U_{c_{ij}}$がある程度大きくても(すなわち、距離がある程度はなれていても)トラヒック量が大きい2つのクラスタは、地上回線で結合した方が費用の減少が大きいと考えられる。そこで、本章では、クラスタ間のトラヒックを考慮に入れた新たなクラスタリングの手法を提案する。これは、以下の考えに基づいている。

4. TLA (Traffic Linkage Algorithm)

   クラスタ $i-j$ 間を流れるトラヒックの量の和 を R、クラスタ i がクラスタ j 以外のクラスタと送受信するトラヒック量の和を R_i、クラスタ j がクラスタ i 以外のクラスタと送受信するトラヒック量の和を R_j とおく。地上回線の費用は、回線容量と単位容量当たりの費用との積で表されるが、ここでは疑似的にトラヒック量が回線容量に比例していると考える。

   クラスタ i とクラスタ j を結合すると、それまで衛星回線を通じて通信されていたトラヒック量 R が地上回線を通じて通信されることになる。クラスタリングをした後に、地上回線を通じて2つのクラスタ間を流れるトラヒック量を R'とすると、この値は地上局をどちらのクラスタに設置するかで異なってくる。地上局は R'が小さくなるほうのクラスタに設置されるべきなので、R'は次のようになる。

$$R' = R + \min(R_i, R_j) \tag{4.11}$$

   このとき、クラスタリングによる費用の増加量は、

$$R'\ U_{c_{ij}} \tag{4.12}$$

   で与えられ、費用の減少量は、

$$R\,U_s + E_s \qquad (E_s = E_{s_1}, E_{s_2}, E_{s_3}) \tag{4.13}$$

   で与えられる。よって、クラスタリングによる費用低下の予想値は、式(4.12)、(4.13)より、

$$R\,U_s + E_s - R'\ U_{c_{ij}} \tag{4.14}$$

   と考えられる。この値が最大のクラスタを結合して1つの新しいクラスタとする。

4.2.3 地上回線の接続形態

1つのクラスタ内に多くのノードが属している場合、全ての接続形態について費用を計算し、費用が最小となる最適解を得ることは不可能に近い。そこで、本論文では発見的手法により近似解を得ている。なお、地上回線を敷設できないノード間が存在するという制約条件を考慮するため、あらかじめ地上回線を敷設できないノード間の U_{ij} の値を無限大にしておく。そうすれば、以下に示す手法ではそのノード間に地上回線が敷設されることはない。また、ネットワークの地上部分の費用を求める際には、地上局の位置と回線容量の割当が必要である。それらは以下のアルゴリズムの各ステップ毎に次のように計算される。クラスタ内の地上局が設置可能な全てのノードに対して、地上局を設置したときに各地上回線を通るトラヒック量を計算し、回線容量の割当を行ない(これについては、次節で述べる)、ネットワークシステム全体の構築費用を計算し、そのなかで最も費用が安くなるところに地上局を設置する。また、地上局の費用を規模に応じて3段階に区別してあるので、衛星回線の容量が定まった後、その容量に応じた規模の地上局を割り当てて費用を計算する。

以下に、本章で提案する、クラスタ内の地上回線の接続形態を決定するアルゴリズムを示す。1つは初期状態を完全グラフとし、そこから回線を減らしていく方法であり、もう一方は、最小木 (Minimum Spanning Tree) に対して、回線の追加・除去を繰り返す方法である。

1. SMDA (Sub Maximum Delete Algorithm)

   初期状態を完全グラフとして、そこから回線を1本ずつ除去していき、費用が最小となった場合を最適解とする。回線を1本除去するたびに費用の低下量を計算する必要があるが、全ての回線について計算していたのでは多くの手間がかかってしまう。しかし、ここではルーティングとして最短経路法を取っているため、実際にある回線を除去することによって影響を受けるのは、主にその回線を含む最短閉路に含まれる回線である、と考えられる。そこでこの方法では、除去した回線を含む最短閉路に含まれる回線に対してのみ費用の低下量を計算する。以下にそのアルゴリズムを示す。

   (a) 初期状態は完全グラフとする。このとき、あらかじめ全ての回線について、その回線を除去したときの費用の低下量を計算し、大きなものから順に並べておく。

(b) 費用の低下量が最も大きい回線 (費用の低下量を並べてある配列の先頭にある回線) を除去したときの費用を計算し、それが除去する前の費用よりも高くなれば終わり。安くなればその回線を除去し、除去した回線を含む最短閉路上の回線についてのみ、費用の低下量を計算し直す。その値を用いて、再び低下量の大きいものから順に並べ替えておく。ただし、除去することによってクラスタが非連結グラフとなってしまうような回線については考えない。

(c) 費用の低下量を並べてある配列の先頭の回線を除去したときに、費用が除去する前の費用よりも高くなるまで (b) を繰り返す。

2. SMMBA (Sub Maximum MST Branch Algorithm)
初期状態を最小木として、回線の追加、除去を繰り返し、費用が最小となった場合を最適解とする。この方法においても、追加した回線を含む最短閉路に含まれる回線に対してのみ費用の低下量を計算し、効率を良くしている。以下にそのアルゴリズムを示す。

(a) 初期状態を最小木とする。

(b) 現時点で敷設されていない全てのノード間の回線に対して、次の操作を行なう。

i. その回線を追加したときの費用を計算する。

ii. その回線を含む最短閉路上の回線を求め、それら全てについて、その回線を除去したときの費用を計算し、費用が低下する回線があれば、低下量が最大の回線を除去する。回線を 1 本除去するごとに費用の低下量を計算し直し、費用が安くなる限りこの操作を続ける。

(c) どの回線に (b) の操作を加えても費用が低下しない場合は終わり。そうでなければ、(b) で調べた低下量が最大の接続形態に置き替え、その時点で敷設されていない回線のうち、その回線を含む最短閉路上に変更を加えられた回線が存在するなら、その回線について (b) の操作を行ない、(c) の始めに戻る

4.2.4 地上、衛星回線容量の割当

平均パケット伝送遅延 T が T_{max} 以下であるという制約条件の下で、コストが最小になる回線容量割当を行なうため。本章では、Lagrange の未定乗数法を用いて回線容量の割当

を行なう。まず、F を次のようにおく。

$$F = G + \beta(T - T_{max}) \tag{4.15}$$

ここで、β は未定乗数である。この F をそれぞれの回線容量に関して微分し、その結果を 0 とおく。すなわち、

$$\frac{\partial F}{\partial C_{ij}} = 0 \qquad (i, j = 1, \cdots, n) \tag{4.16}$$

$$\frac{\partial F}{\partial C_{s_k}} = 0 \qquad (k = 1, \cdots, m) \tag{4.17}$$

これらを解くことにより、以下のように地上回線、衛星回線の容量を求めることができる。

$$C_{ij} = \frac{\lambda_{ij}}{\mu} + \frac{1}{\mu\,\gamma}\sqrt{\frac{\lambda_{ij}}{U_{ij}}}H \tag{4.18}$$

$$C_{s_k} = \frac{\lambda_{s_k}}{\mu} + \frac{1}{\mu\,\gamma}\sqrt{\frac{\lambda_{s_k}}{U_s}}H \tag{4.19}$$

ただし、

$$\gamma = \sum_{i=1}^{n}\sum_{j=1}^{n}\gamma_{ij} \tag{4.20}$$

$$H = \frac{\sum_{i=1}^{n}\sum_{j=1}^{n}\sqrt{\lambda_{ij}U_{ij}} + \sum_{k=1}^{n}\sqrt{\lambda_{s_k}U_s}}{T_{max} - \frac{\tau}{\gamma}\sum_{k=1}^{n}\Lambda_{s_k}} \tag{4.21}$$

4.2.5 アルゴリズムの比較

今までに述べたアルゴリズムを FORTRAN で記述して、VAX-11/780 VMS 上で実行した結果によって比較検討を行なう。モデルとして、1 辺が 100 の正方形の範囲にノードがランダムに配置されたものを考える。まず、クラスタリングのアルゴリズムについて比較を行なう。入力パラメータとして表 4.1の値を用いる。ここでは地上回線の接続形態は MST に固定した。結果を表 4.2 に示す。なお、TLA においては、$U_{c_{ij}}$は ALA によって求めた。この結果から、TLA はほとんどの場合で他の方法で得られるよりも費用の小さな解を得ることができ、かつ計算時間がほとんど変わらないため、非常に有効であることが示された。

表 4.1: 入力パラメータ

地上局設置費用	E_{s_k} (k=1,2,3)	2000.0
地上回線敷設費	E_t	0.0
平均パケット伝送遅延の上限	T_{max}	1.0
単位容量当たりの地上回線費用	U_{ij}	0.0〜140.0 のランダム値
単位容量当たりの衛星回線費用	U_s	40.0
ノード間のトラヒック発生量	γ_{ij}	0.05〜1.0 のランダム値
平均パケット長	$1/\mu$	1.0

表 4.2: クラスタリングの比較

N	CLA	ALA	ELA	TLA
50	65439.18	66056.19	65431.74	62801.53
	(94.84)	(101.68)	(102.93)	(97.64)
70	117972.9	115514.8	116830.7	114981.3
	(59.11)	(73.13)	(81.33)	(86.67)
100	130616.2	129679.5	132196.3	128485.9
	(131.82)	(137.77)	(138.99)	(119.18)

括弧内は計算時間 (sec)

次に、地上回線の接続形態についての比較を行なう。ノード数を 50、E_{s_k}=1000.0 に固定し、その他のパラメータは前出の値を用い、E_tの値を変化させてクラスタリングを TLA によって求めた場合の結果を表 4.3に示す。この結果から、SMDA と SMMBA は MST と比較して、費用の小さな解を得ることができることが示された。特に SMDA は計算時間も短くて済むので有効であることが分かる。

4.3 応用例

4.3.1 日本におけるネットワークの設計

今までに述べた手法を用いて、日本における地上/衛星系統合通信ネットワークを実際に設計した。

ノードはそれぞれの都道府県庁所在地にあるものとする。各ノードにおいて発生するトラヒック量は、その都道府県の人口に比例するものとし、それらのトラヒックは全ての他のノードに対して、相手のノードがある都道府県の人口に比例した量にふりわけられて送信されるものとする。すなわち、トラヒック分布は次の式で計算される。

P ：日本の総人口

P_i ：ノード i に属する人口

γ_i ：ノード i において発生するトラヒック量

γ_{ij} ：ノード i からノード j へのトラヒック量

γ ：総トラヒック量 (この値を与えるものとする)

$$\gamma_i = \gamma \frac{P_i}{P} \tag{4.22}$$

$$\gamma_{ij} = \gamma_i \frac{P_j}{P - P_i} \qquad (i \neq j) \tag{4.23}$$

$$\gamma = \sum_{i=1}^{47} \sum_{j=1}^{47} \gamma_{ij} = \sum_{i=1}^{47} \gamma_i \tag{4.24}$$

使用した人口統計を表 4.4に示す。なお、表 4.4において、地上局を設置できないと仮定したノードには、* を付加した。

表 4.3: 地上回線の接続形態の比較

E_t	MST	SMDA	SMMBA
0	25106.24	24458.03	24396.50
	(20.51)	(666.41)	(2207.8)
50	33677.64	32079.63	32480.57
	(20.05)	(1049.8)	(1805.5)
100	38475.11	36933.43	37473.56
	(18.56)	(857.46)	(1259.5)

括弧内は計算時間 (sec)

表 4.4: 都道府県別人口

(単位:万人)

北海道	561	滋賀	110
青森	155	* 京都	253
岩手	145	* 大阪	833
宮城	210	兵庫	515
秋田	127	奈良	124
山形	126	和歌山	110
福島	205	鳥取	61
茨城	263	島根	79
栃木	182	岡山	189
群馬	187	広島	276
埼玉	553	山口	159
千葉	487	徳島	84
* 東京	1138	香川	101
神奈川	703	愛媛	153
新潟	246	高知	85
富山	111	* 福岡	457
石川	113	佐賀	88
福井	80	長崎	160
山梨	82	熊本	181
長野	210	大分	124
岐阜	198	宮崎	117
静岡	350	鹿児島	180
* 愛知	622	沖縄	114
三重	171		

日本統計年鑑 1982 年版より

また、単位容量当たりの回線費用は、衛星回線の場合は固定されており、地上回線の場合は距離に比例するものとする。すなわち、ノード $i-j$ 間の距離を d_{ij}、比例定数を α とすると、

$$U_{ij} = \alpha\, d_{ij} \tag{4.25}$$

となる。クラスタリングは、$U_{c_{ij}}$ として ALA を用い、TLA のアルゴリズムを採用する。また、地上回線の接続形態の決定には SMDA を採用する。地上局の規模については、考えないものとする。入力したネットワーク構成に関するパラメータの値を表 4.5に示す。表 4.5 においてそれぞれの費用は、地上局設置費を 100 として、他の費用を相対的に決めたものである。

また、ここで制約条件のうち、次のものを採用した。

- 海洋や山地 (図 4.4の点線) を越える地上回線は敷設できない。
- 地上局を設置できない都市がいくつか存在する。(表 4.4 参照)

このような仮想モデルにおける値を用いて、次のような場合において実際にネットワークシステムを最適設計した。

1. 制約条件を考慮しないで設計したネットワーク
2. 制約条件を考慮して設計したネットワーク

それぞれの結果である図 4.3と図 4.4を比較すると、制約条件を考慮していない図 4.3では本州-北海道や本州-四国に跨っている地上回線を敷設しており、また、地上局が設置できない場所に地上局を設置している。しかし、本論文によって提案されたアルゴリズムによって得られた図 4.4では、制約条件を満たしたネットワークが得られた。この結果から、本章で提案したアルゴリズムを用いることにより、地理的制約等を考慮した設計が可能であることが示された。

表 4.5: 入力パラメータの値

ノード数	n	47
平均パケット伝送遅延の上限	T_{max}	1
地上局設置費用	E_s	1500
単位容量あたり衛星回線使用量	U_s	40
地上回線敷設費	E_t	100
総トラヒック量	γ	750
1パケット長	$1/\mu$	1
U_{ij}と距離の比例定数	α	4

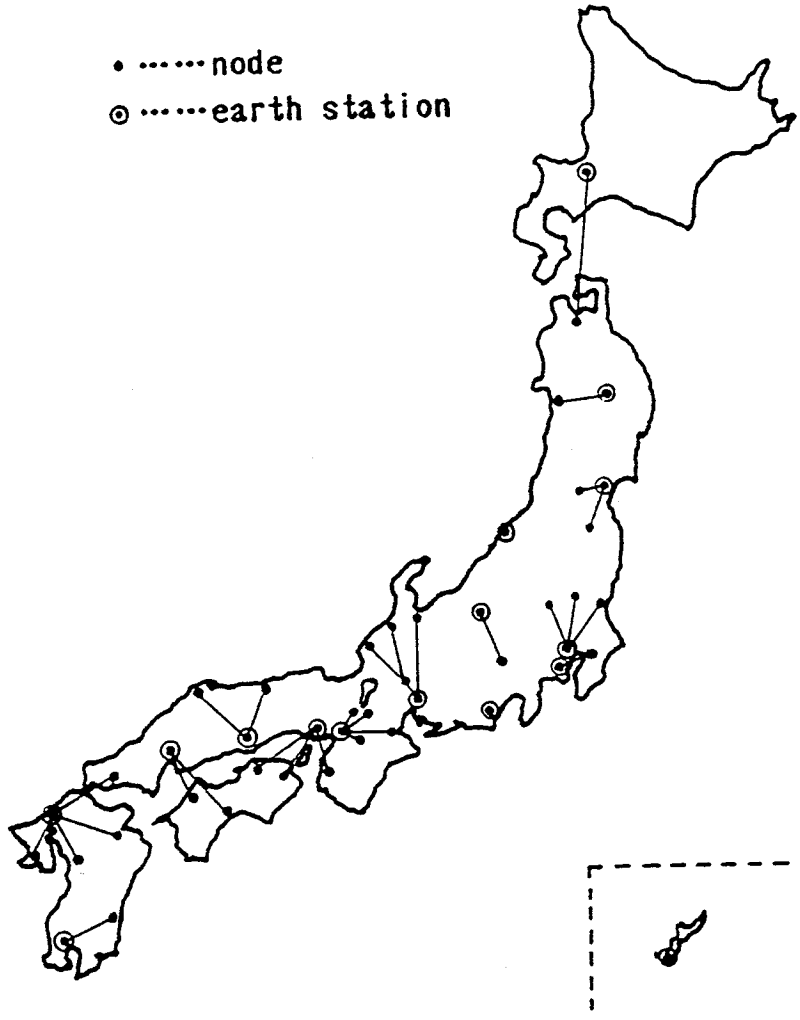

図 4.3: 制約条件を考慮しない場合

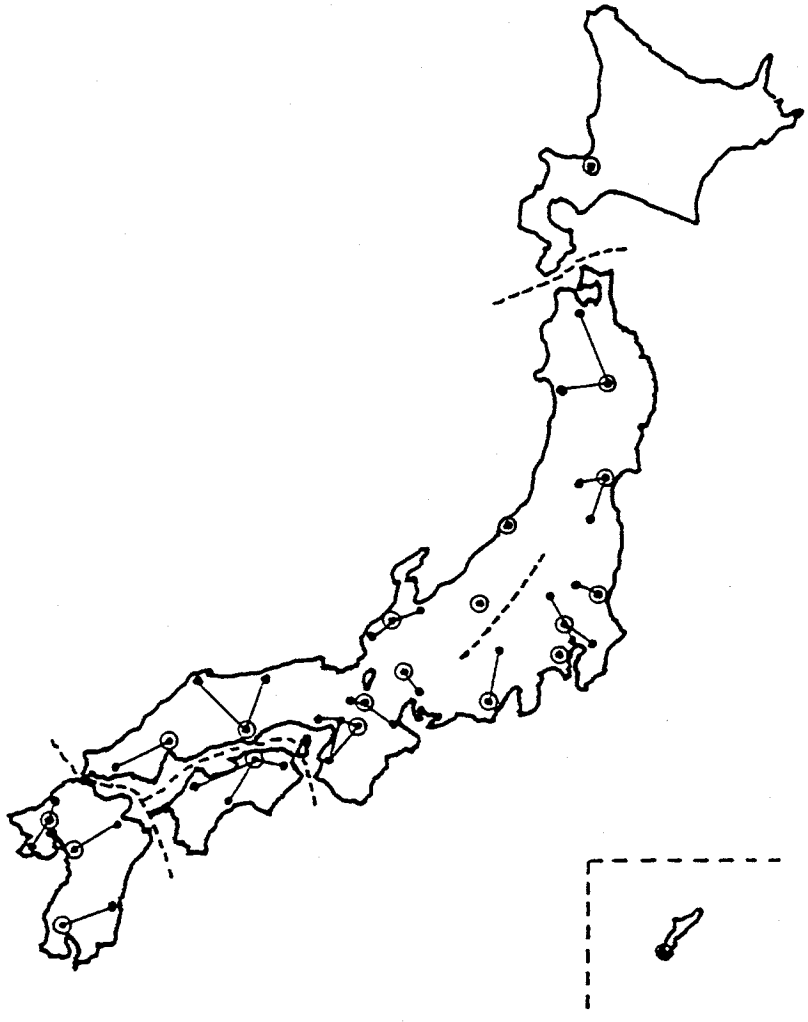

図 4.4: 制約条件を考慮した場合

4.3.2 ネットワーク構成要素の変化を考慮した設計

ネットワークの利用者数の増加や利用範囲の拡大に伴って、ネットワークを通じて通信されるトラヒック量は年々増加する傾向がある。また、ネットワーク構成要素である衛星回線の使用量や地上局の設置費用は、単位容量当たりでみると、年々急激に減少している。本論文で対象としている大規模な地上/衛星系統合通信ネットワークは、通常5年から10年といった長い期間にわたって利用されるものである。そのため、あるアルゴリズムによって一旦ネットワークを設計しても、時間の経過により頻繁に構成を変更する必要があったのでは、いかに最初の構成費用が小さくても優れたアルゴリズムとは言えない。

そこで、本節では前節における通信網を例にとり、トラヒック量が増加した場合や、衛星回線や地上局の費用などが減少した場合に、ネットワーク構成がどのように変化するかを調べる。なお、アルゴリズムは前節と同じものを用い、ネットワーク構成に関するパラメータは、変化させるもの以外は表4.5のものを用いることとする。以下に検討を行なったモデルを説明する。

1. 総トラヒック量γが750から1500に増加した場合
2. 地上局設置費用E_sが1500から1000へ、単位容量当たりの衛星回線使用量U_sが40から20へと減少した場合
3. 地上回線敷設費E_tが100から50へ、αが4から3へと減少した場合

それぞれの場合について、以下のような結果が得られた。

1. 図4.4と図4.5を比較すると、ネットワーク形態はほとんど同じである。つまり、総トラヒック量の増加による影響は少ないと考えられる。
2. 図4.4と図4.6を比較すると、後者の方がクラスタ数が多くなっている。これは、衛星系の費用が低下したために、衛星回線を経由してもそれほど費用がかからなくなったためであると考えられる。
3. 図4.4と図4.7を比較すると、後者の方がクラスタ数が減り、それぞれのクラスタの範囲が大きくなっている。更に、一部のクラスタでは地上回線がメッシュ構造を作っているのが分かる。この結果から、地上回線の費用の低下は地上回線の接続形態に大きな影響を与えることが分かる。

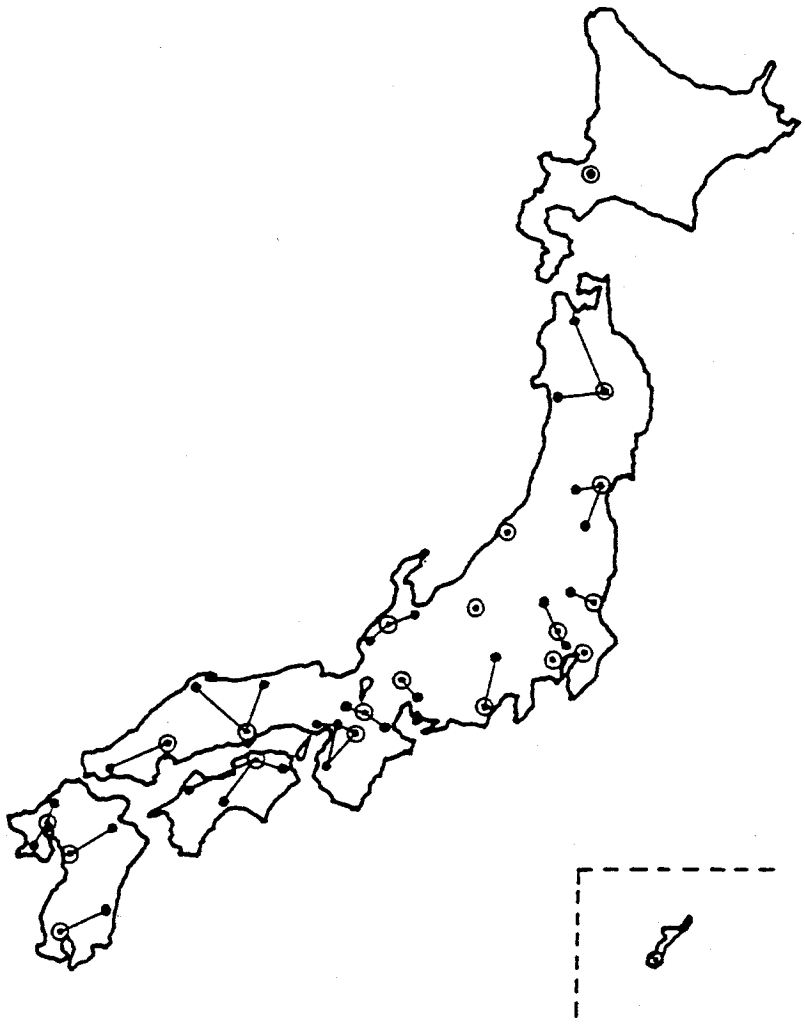

図 4.5: 総トラヒック量が増加した場合

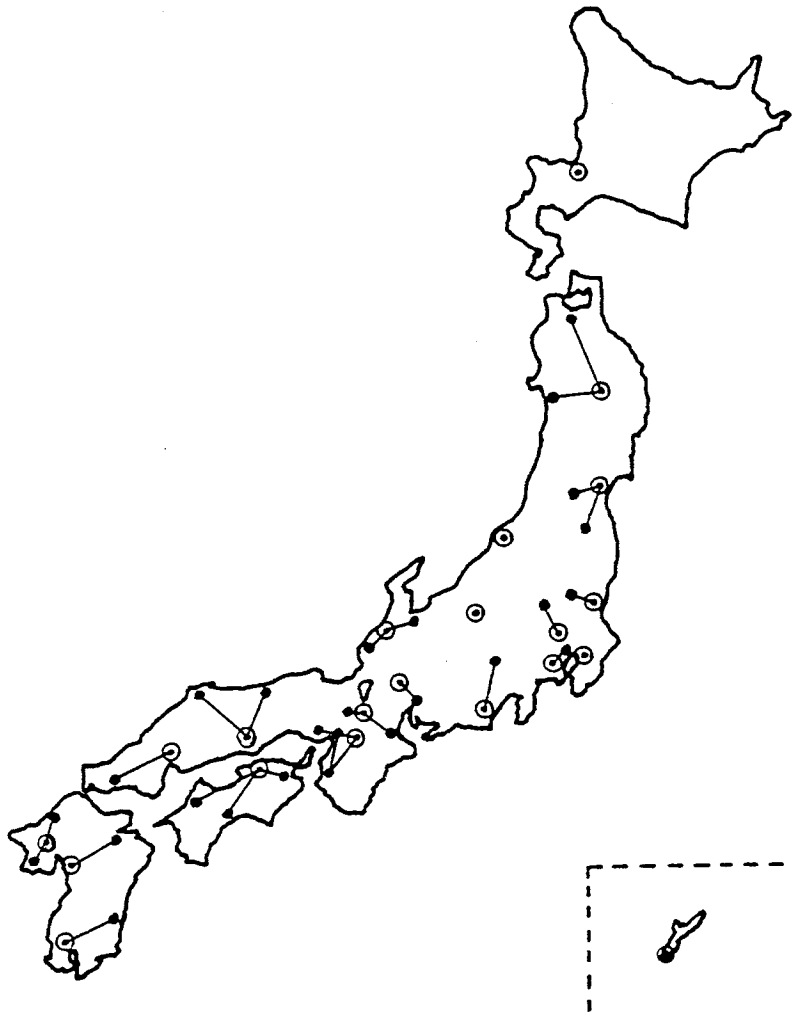

図 4.6: 衛星系の費用が減少した場合

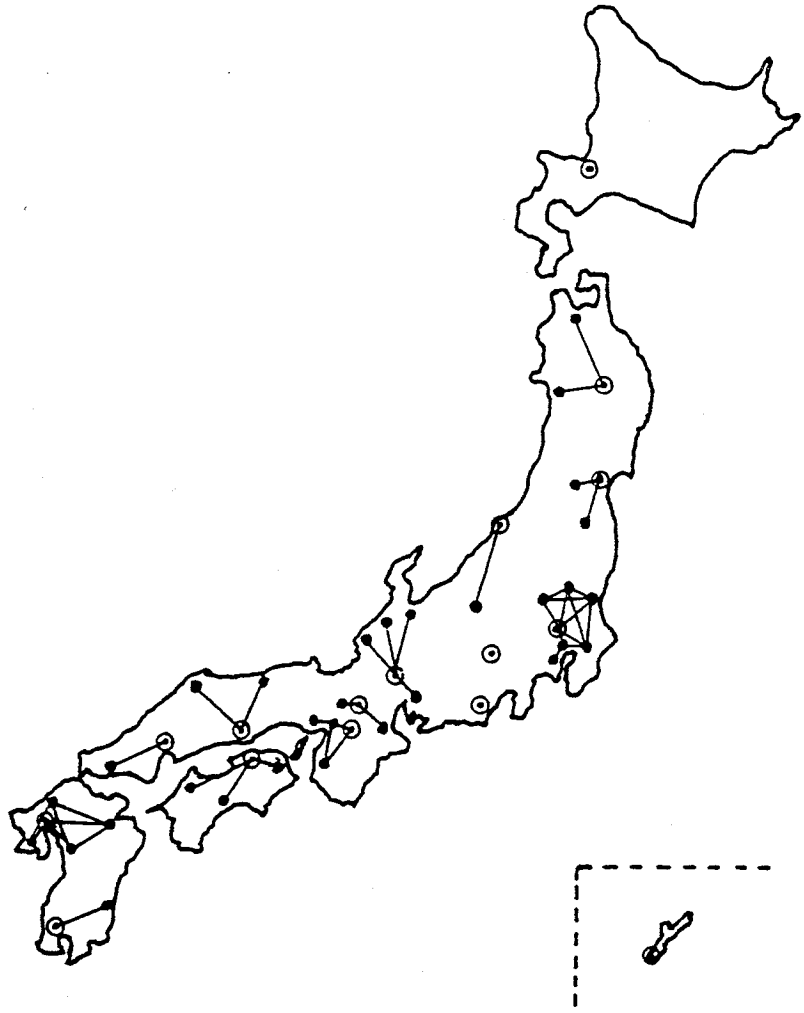

図 4.7: 地上系の費用が減少した場合

4.4 まとめ

本章では、地上回線と衛星回線とが複合した、地上/衛星系統合通信ネットワークを設計するための発見的手法を提案した。ここで対象としたネットワークでは、ノードをクラスタに分割し、クラスタ内は地上回線を用い、クラスタ間の通信に衛星回線を用いるという階層的構造をとっている。本章では、

- クラスタリング
- クラスタ内の地上回線の接続形態
- 地上回線・衛星回線の容量割当

のそれぞれについて個別に設計を行なう手法を提案している。また、本手法では、性能に関する制約条件の他に、地上回線の敷設や、地上局の設置に関する制約条件を考慮している。従って、より現実のシステムを反映したネットワークモデルを扱うことが可能となっている。

第5章

結論

本論文では、パケット交換ネットワークの設計に関して、従来考慮されていなかったいくつかの問題点に関して、それらを解決するための新しい設計手法を提案した。

第2章では、パスごとの遅延分布と棄却率を制約条件とした回線容量割当手法を提案した。ここで対象とするパケット交換ネットワークでは、要求品質が異なる複数のトラヒックが混在しており、それぞれの要求品質に応じた優先権クラスが与えられ、各ノードでは優先権処理が行なわれる。このようなネットワークを設計する際の制約条件として、すべてのパス・クラスに関して、

- 最大許容遅延以内にパケットが到着する確率が基準値以上であること
- 棄却率が基準値以下であること

が満たされることを、新たに採用した。また、各回線を先取り権のない優先処理を行なうM/M/1/K待ち行列としてモデル化し、各クラスのパスごとの遅延分布と棄却率を導出する方法を提案した。そして、上に述べた制約条件を満たすように、各回線に容量を割り当てるアルゴリズムを示した。ここで提案した手法は、広帯域ISDNなどの高速なネットワークにおいて、要求品質の異なる様々なトラヒックが混在する場合に有効となる。

第3章では、信頼性を考慮したパケット交換ネットワークの設計手法を提案した。まず、ネットワーク上のトラヒックが1種類の場合に、各回線に対する容量割当を行なう手法を示した。ここでは、回線に障害が発生した場合にも、性能劣化をある基準値以内に抑えることができるようなネットワークを設計することを目標としている。まず、障害が発生した回線の組合せをネットワークの「状態」として障害のモデル化を行なう手法を示した。

さらに、設計時に考慮すべき状態数をあらかじめ定めておき、

- 考慮した状態にネットワークが陥っても、平均遅延が基準値以下であること

を新たに制約条件として採用した。この制約条件を満たすための手法として、max-dely-link 法を提案し、従来提案されていた max-average 法に比べて、より小さなコストで回線割当が行なえることを数値例により、明らかにした。

さらに、複数のトラヒックが混在するようなネットワークに対して、信頼性を考慮した、回線容量・優先権・フローの割当を行なう手法を提案した。まず、パスことの各クラスの平均遅延を制約条件として、回線容量・優先権・フローの割当を行なう P-CPFA アルゴリズムを示し、さらに、信頼性を考慮した RP-CPFA アルゴリズムを提案した。

第 4 章では、地上回線と衛星回線が階層的に統合された、地上/衛星系統合通信ネットワークの設計手法を提案した。本手法では、設計の際の制約条件として、ネットワーク性能に関する条件だけではなく、ネットワーク構築時に生じる地理的制約をも考慮している。従って、非常に実現性の高いネットワーク構成を得ることが可能となる。アルゴリズムを、

- クラスタリング
- 地上回線の接続形態
- 地上局の配置
- 地上回線・衛星回線の容量割当

のそれぞれについて設計を行なうアルゴリズムに分け、それぞれに関して具体的な設計法を示した。さらに、本手法を用いて、日本全国をサービスエリアとするネットワークを実際に設計し、本手法の有効性を示した。また、トラヒック量やネットワーク構成要素のコストの変化が、ネットワークの構成にどのような影響を与えるかを明らかにした。

今後の課題としては、以下のようなものが残されている。

第 2 章では、トラヒックのクラスが異なっても、同じパスを用いて伝送されるものとしている。しかし、伝送遅延に関する要求品質に応じて、クラスごとに異なったルーティングをとった場合、より小さなコストでネットワークを設計できる可能性がある。すなわち、本論文と同じ制約条件の下で、フロー割当を行なう手法について検討する必要がある。さ

らに、回線の接続形態までも設計できるようになることが望ましい。また、各ノードにおけるバッファ容量や優先処理の方法なども検討すべき項目である。

第3章では、回線に障害が発生することを考慮しているが、ノードの障害は考慮していない。一般的に、ノードに障害が発生すると、そのノードに接続しているすべての回線が使用不能となるので、ノード障害の方がネットワークに与える影響は大きいと考えられる。そこで、ノード障害をも含めた場合の本手法の適用性を検討する必要がある。また、障害による孤立ノードやネットワークの分断を避けるためには、連結性といった要素を考慮した接続形態の設計までを行なう必要がある。そのような設計手法を用いることにより、より信頼性の高いネットワークを設計できることが期待される。

また、第4章では、問題の簡単化のため、性能基準としてネットワーク全体の平均パケット伝送遅延を採用しており、また、信頼性に関しては考慮していない。従って、第2章や第3章で述べた設計手法を参考にして、より実用性の高い設計手法を検討する必要がある。

さらに、本研究で対象とした設計問題においては、局所的なコストの最小点が多数存在し、発見的手法を用いた場合、厳密解を得ることは一般的に困難である。しかしながら、このような組合せ最適化問題において厳密解を得るための手法としてアニーリング法 (Simulated Annealing)[50] が注目されつつあり、ネットワーク設計に適用した研究も現れている [51]。アニーリング法には、収束速度の問題等はあるが、様々なネットワーク設計問題への適用を考えることも今後の課題の一つである。

謝 辞

本研究を行なうに当たり、本研究の機会を与えて下さり、直接御指導下さった、大阪大学基礎工学部情報工学科の宮原秀夫教授に深謝致します。

本研究をまとめるに当たり、有益な御助言を下さった、大阪大学基礎工学部情報工学科の柏原敏伸教授、菊野亨教授、橋本昭洋教授に深謝致します。

筆者が大阪大学基礎工学部情報工学科および同大学院に在籍中、御指導御教授下さった、大阪大学基礎工学部情報工学科の故高島堅助教授、故藤沢俊男教授、嵩忠雄教授、都倉信樹教授、鳥居宏次教授、谷口健一教授、同大学産業科学研究所の豊田順一教授、北橋忠広教授、並びに同大学医学部附属バイオメディカル教育研究センターの田村進一教授に深謝致します。

本研究の細部に渡り、熱心な御討論と有益な御助言を頂いた、日本電気株式会社中央研究所通信研究部の西田竹志氏、大阪大学基礎工学部情報工学科の村田正幸助教授、並びに岡山大学工学部情報工学科の横平徳美講師に深謝致します。

筆者の抱く様々な疑問に対して熱心に御討論頂いた、大阪大学工学部情報システム工学科の西尾章治郎教授、同大学大型計算機センターの下條真司助教授、神戸大学総合情報センターの稲井寛助手、奈良先端科学技術大学院大学情報科学研究科の山口英助教授、並びに大阪大学基礎工学部情報工学科情報ネットワーク学講座の方々に深謝致します。

最後になりましたが、本研究を行なうに当たり、多大な支援を頂いた、三田工業株式会社代表取締役三田順啓社長、技術部高岸瑛治部長、システム開発研究久尾信義次長、並びに林孝則係長を始めとする情報機器システム研究室の方々に深謝致します。

参考文献

[1] 山内 雅彦 監修,「パケット交換技術とその応用」. 電子通信学会 編, 1980.

[2] 浅谷 耕一, 池田 佳和, "B-ISDN 研究の現状と今後の動向," 電子情報通信学会論文誌 (B-I), vol. J72-B-I, pp. 886–895, Nov. 1989.

[3] 村田 正幸, 尾家 祐二, 宮原 秀夫, "トラヒック理論からみた ATM 網におけるトラヒック制御の動向," 電子情報通信学会論文誌 (B-I), vol. J72-B-I, pp. 979–990, Nov. 1989.

[4] 小平 邦夫, "ネットワークの信頼性," 電子通信学会誌, vol. 69, pp. 24–27, Jan. 1986.

[5] R. D. Rosner (平田, 安田, 大橋 訳),「高度総合通信ネットワーク」. 啓学出版, 1984.

[6] D. Bertsekas and R. Gallager, *DATA NETWORKS Second Edition.* Prentice-Hall, 1992.

[7] L. Kleinrock, *QUEUEING SYSTEMS Volume II: Computer Applications.* New York: John Wiley, 1976.

[8] M. Gerla and L. Kleinrock, "On the topological design of distributed computer networks," *IEEE Transactions on Communications*, vol. COM-25, pp. 48–60, Jan. 1977.

[9] "広帯域ネットワーク特集," 電子情報通信学会論文誌 (B-I),vol. J72-B-I, Nov. 1989.

[10] 中島 伊佐美, 三宅 功, "対地別の転送遅延時間を考慮したパケット網の最適設計法," 電子情報通信学会論文誌 (A), vol. J70-A, pp. 271–277, Feb. 1987.

[11] V. R. Saksena, "Topological analysis of packet networks," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 7, pp. 1243–1252, Oct. 1989.

[12] 渡辺 篤, 大前 義次, "企業内通信網のトポロジーに関する構成法," 電子情報通信学会論文誌 (B-I), vol. J74-B-I, pp. 107–115, Feb. 1991.

[13] 大前 義次, 渡辺 篤, 竹下 幸, "企業内通信網トポロジーの分割決定法," 電子情報通信学会論文誌 (B-I), vol. J74-B-I, pp. 713–720, Oct. 1991.

[14] K. Maruyama and D. T. Tang, "Discrete link capacity and priority assignments in communication networks," *IBM Journal Research and Development*, vol. 21, pp. 254–263, May 1977.

[15] K. Maruyama, L. Fratta, and D. T. Tang, "Heuristic design algorithm for computer communication networks with different classes of packets," *IBM Journal Research and Development*, vol. 21, pp. 360–369, July 1977.

[16] K. Maruyama and D. T. Tang, "Discrete link capacity assignment in communication networks," in *Proceedings of the Third International Computer Communication Conference*, (Toronto), pp. 92–97, Aug. 1976.

[17] M. Sugano, M. Murata, and H. Miyahara, "Design algorithm for communication networks with different grades of service," in *Proceedings of the 5th Joint Conferrence on Communications, Networks, Switching Systems and Satellite Communications*, (Kyungju), pp. 14–19, July 1992.

[18] 菅野 正嗣, 村田 正幸, 宮原 秀夫, "異なる要求品質を持つトラヒックの混在するパケット交換ネットワークの回線容量割当法," 電子情報通信学会技術研究報告, vol. SSE92-56, Sept. 1992.

[19] 菅野 正嗣, 村田 正幸, 宮原 秀夫, "異なる要求品質を持つトラヒックの混在するパケット交換ネットワークの回線容量割当法," 電子情報通信学会論文誌 (B-I)(投稿中), 1992.

[20] F. T. Boesch and R. E. Thomas, "On graphs of invulnerable communication nets," *IEEE Transactions on Circuit Theory*, vol. CT-17, pp. 183–192, May 1970.

[21] R. Wilkov, "Analysis and design of reliable computer networks," *IEEE Transactions on Communications*, vol. COM-20, pp. 660–678, Mar. 1972.

[22] 曽根岡 昭直, 真鍋 義文, 今瀬 真, 井上 正之, "高信頼度二重化ネットワークの最適設計法," 電子情報通信学会論文誌 (A), vol. J70-A, pp. 252–260, Feb. 1987.

[23] M. D. Beaudry, "Performance-related reliability measures for computing systems," *IEEE Transactions on Computers*, vol. C-27, pp. 540–547, June 1978.

[24] J. F. Meyer, "On evaluating the performability of degradable computing systems," *IEEE Transactions on Computers*, vol. C-29, pp. 720–731, Aug. 1980.

[25] V. G. Kulkarni, V. F. Nicola, and K. S. Trivedi, "Numerical evaluation of performability measures and job completion time in repairable fault-tolerant systems," in *Proceedings of FTCS-16*, (Vienna), pp. 252–257, 1986.

[26] B. L. Deuermeyer, "A new approach for network reliability analysis," *IEEE Transactions on Reliability*, vol. R-31, pp. 350–358, Oct. 1981.

[27] D. F. Larzaroiu and E. Staicut, "Congestion-reliability-availability relationship in packet-switching computer networks," *IEEE Transactions on Reliability*, vol. R-32, pp. 354–357, Oct. 1983.

[28] V. O. Li and J. A. Silvester, "Performance analysis of networks with unreliable components," *IEEE Transactions on Communications*, vol. COM-32, pp. 1105–1110, Oct. 1984.

[29] K. K. Aggarwal, "Integration of reliability and capacity in performance measure of a telecommunication network," *IEEE Transactions on Reliability*, vol. R-34, pp. 184–186, June 1985.

[30] T. Nishida and H. Miyahara, "Fault tolerant packet switched network design using capacity augmentation," in *Proceedings of IEEE INFOCOM '88*, pp. 9C.1.1–9C.1.7, 1988.

[31] 大和 克己, 菅野 正嗣, 西田 竹志, 宮原 秀夫, "回線交換ネットワークにおける信頼性を考慮した回線数決定法," 電子情報通信学会「システムのモデリングと性能評価」シンポジウム, June 1988.

[32] 大和 克己, 菅野 正嗣, 西田 竹志, 宮原 秀夫, "信頼性の高い回線交換ネットワークの設計手法," 電子情報通信学会「情報通信網の安全性・信頼性」シンポジウム, Aug. 1988.

[33] 大和 克己, 菅野 正嗣, 西田 竹志, 宮原 秀夫, "信頼性の高い回線交換ネットワークの設計手法," 電子情報通信学会論文誌 (B-I), vol. J73-B-I, pp. 17–24, Jan. 1990.

[34] 菅野 正嗣, 西田 竹志, 宮原 秀夫, "障害の発生するパケット交換ネットワークに対する回線容量割当法," 電子情報通信学会「情報通信網の安全性・信頼性」ワークショップ, Feb. 1988.

[35] 横平 徳美, 菅野 正嗣, 西田 竹志, 宮原 秀夫, "パケット交換ネットワークにおける回線障害を考慮した容量割当て法," 電子情報通信学会誌 (B-I), vol. J73-B-I, pp. 744–750, Oct. 1990.

[36] T. Yokohira, M. Sugano, T. Nishida, and H. Miyahara, "Fault torelant packet-switched network design and its sensitivity," *IEEE Transactions on Reliability*, vol. R-40, pp. 452–460, Oct. 1991.

[37] 高科 宏光, 菅野 正嗣, 横平 徳美, 岡本 卓爾, "回線障害を考慮したパケット交換ネットワークの設計法—容量・優先度・フローの割当てアルゴリズム—," 電子情報通信学会技術研究報告, vol. SSE92-123, Dec. 1992.

[38] R. R. Boorstyn and H. Frank, "Large-scale network topological optimization," *IEEE Transactions on Communications*, vol. COM-25, pp. 29–47, Jan. 1977.

[39] P. McGregor and D. Shen, "Network design : An algorithm for the access facility location problem," *IEEE Transactions on Communications*, vol. COM-25, pp. 61–73, Jan. 1977.

[40] D. Huynh, H. Kobayashi, and F. F. Kuo, "Optimal design of mixed-media packet-switching," *IEEE Transactions on Communications*, vol. COM-25, pp. 158–169, Jan. 1977.

[41] 西田 竹志, 宮原 秀夫, 高島 堅助, 上月 昌史, "地上/衛星通信ネットワークの最適設計," 電子情報通信学会技術研究報告, Jan. 1986.

[42] 菅野 正嗣, 西田 竹志, 宮原 秀夫, "地上/衛星系通信ネットワークシステムの最適設計法," 電子情報通信学会論文誌 (A), vol. J70-A, pp. 278–288, Feb. 1987.

[43] L. Kleinrock, *COMMUNICATION NETS; Stochastic message flow and delay.* New York: McGraw-Hill, 1964.

[44] B. S. Garbow, G. Giunta, and J. N. Lyness, "Software for an implementation of WEEKS' method for the inverse Laplace transform problem," *ACM Transactions on Mathematical Software*, vol. 14, pp. 163–170, June 1988.

[45] B. S. Garbow, G. Giunta, and J. N. Lyness, "A FORTRAN software package for the numerical inversion of the Laplace transform based on WEEKS' method," *ACM Transactions on Mathematical Software*, vol. 14, pp. 171–176, June 1988.

[46] 山田 博司, 町原 文明, "位相マルコフ再生入力待ち行列モデルの解析と応用," 電子情報通信学会論文誌 (B-I), vol. J73-B-I, pp. 170–178, Mar. 1990.

[47] R. Floyd, "Algorithm 97, shortest path," *Communication of ACM*, vol. 5, 1962.

[48] 今野 浩, 鈴木 久敏, 「整数計画法と組合せ最適化」. 日科技連, 1982.

[49] L. Anderberg, *Cluster Analysis for Application.* Academic Press, 1973.

[50] 深尾 毅, "アニーリング法 –一つの最適化手法–," 電子情報通信学会誌, vol. 70, pp. 1247–1250, Dec. 1987.

[51] J. A. Bannister, L. Fratta, and M. Gerla, "Topological design of the wavelength-division optical network," in *Proceedings of IEEE INFOCOM '90*, pp. 1005–1013, 1990.

付 録

P-FA アルゴリズム

ここでは、以下の記法を用いる。

q_{jkc} : $packet(j,k,c)$ が取り得るパスの総本数

S_{jkc} : $packet(j,k,c)$ が取り得るすべてのパスの集合を表す。$packet\ (j,\ k,\ c)$ に対して q_{jkc} 本のパス$\pi^1_{jkc}, \pi^2_{jkc}, \cdots, \pi^{q_{jkc}}_{jkc}$ が存在するならば、$S_{jkc} = \{\pi^1_{jkc}, \pi^2_{jkc}, \cdots, \pi^{q_{jkc}}_{jkc}\}$ となる。

S_{fix} : ルーチングが決定されたパケットのパスの集合を表す。パス π_{jkc} が S_{fix} に属するならば、$packet(j,k,c)$ はパス π_{jkc} を通って転送される。

$\boldsymbol{f}(S_{fix})$: S_{fix} に属するすべてのパス π_{jkc} に沿って、γ_{jkc}が流されたときのフローベクトルを表す。

P_{air} : ノード対とクラスの 3 字組 (j,k,c) の集合を表す。

[P-FA アルゴリズム]

(1) ネットワーク全体のノード対とクラスの 3 字組 (j,k,c) $(j,k=1,\cdots,n;\ c=1,\cdots,s)$ の集合を P_{air} の初期設定とする.

(2) $S_{fix} = \phi$ とする.

(3) $packet(j,k,c)$ に対して、S_{jkc} を求める。

(4) $P_{air} = \phi$ ならば、アルゴリズムを終了する。$\boldsymbol{f}(S_{fix})$ がこのアルゴリズムで得られるフローベクトルを表す。そうでなければ、(5) へ。

(5) P_{air}に属する 3 字組 (j,k,c) に対して、以下の (5.1) および (5.2) を行なう。

(5.1) S_{jkc}に属する各パスπ^q_{jkc} $(q=1,\cdots,q_{jkc})$ に対して、以下のことを行なう.

π^q_{jkc}に沿って、γ_{jkc}を流したときのフローベクトル$\boldsymbol{f}^q_{jkc}$およびそのときの S_{fix}に属する各パスとπ^q_{jkc}のパス遅延を求める. このとき、これらのパスに対して, 制約条件を満足するならば、(5.1.1) を行ない、そうでなければ、(5.1.2) を行なう.

(5.1.1) S_{fix}に属する各パスのパス遅延 T_{jkc}とその上限値 B_cとの差 $B_c - T_{jkc}$ ($a = |S_{fix}|$ としたとき、これらの値を $X_1, X_2, \cdots, X_a$とする) およびパスπ^q_{jkc}のパス遅延 T^q_{jkc} とその上限値 B_c との差 $X^q_{jkc} = B_c - T^q_{jkc}$を求め、$R^q_{jkc}$ を次の式に従って求める.

$$R^q_{jkc} = \sum_{b=1}^{a} X_b + X^q_{jkc}$$

(5.1.2) パスπ^q_{jkc}を S_{jkc}から削除する.

(5.2) $|S_{jkc}| = 0$ ならば、"解なし" として、アルゴリズムは終了する。

$|S_{jkc}| = 1$ ならば、そのパスπ_{jkc}を S_{fix}に追加するとともに、3 字組 (j, k, c) を P_{air} から削除し、(4) へ.

$|S_{jkc}| \geq 2$ ならば $R_{jkc} = max\ \{R^1_{jkc}, R^2_{jkc}, \cdots, R^{q_{jkc}}_{jkc}\}$ とし、$R^{q'_{jkc}}_{jkc} = R_{jkc}$ となる q'_{jkc}を見つける。

(6) P_{air}に属する全ての 3 字組 $(j_1, k_1, c_1), (j_2, k_2, c_2), \cdots, (j_p, k_p, c_p)$ $(p = |P_{air}|)$ に対して、(5) で得られた $R^{q'_{j_1k_1c_1}}_{j_1k_1c_1}$, $R^{q'_{j_2k_2c_2}}_{j_2k_2c_2}$, $\cdots$, $R^{q'_{j_pk_pc_p}}_{j_pk_pc_p}$ を比較して、その中で最小値をとるような $q'_{j_rk_rc_r}$を選択し、パス$\pi^{q'_{j_rk_rc_r}}_{j_rk_rc_r}$ を S_{fix}に追加する。そして、3 字組 (j_r, k_r, c_r) を P_{air}から削除し、(4) へ。 □