

# ヒューリスティック手法を用いた階層的 QoS 経路制御手法

池田 誠<sup>†1</sup> バロリ レオナルド<sup>†2</sup>  
 小山 明夫<sup>†3</sup> 滝沢 誠<sup>†4</sup>

近年、インターネットの急速な発展およびマルチメディアアプリケーションの需要が高まり、トラフィックは、急激に増加し、ネットワークリンクは輻輳状態になっている。そのため、トラフィックの負荷を監視し、制御を行う機構を柔軟・適応・知的にすることが要求される。本稿では、ネットワークの規模拡大やトラフィックの増加に対処し、効率の良い通信を行うために、輻輳状態にある経路を回避するとともにクライアントの要求品質を満足させるルーティングを目指した。そして、新たなエージェントの実装と評価を行い、提案するネットワークアーキテクチャの評価を行った。シミュレーションの結果から提案手法は、複数の品質を考慮しクライアントの要求する通信品質を満足させることができた。頻繁に利用される経路の場合、本手法はキャッシュエンジンを用いるので迅速に探索することが可能になり、ネットワークが拡大した場合でもドメインに分割し経路制御していくことを明らかにした。

## Hierarchical QoS Routing Using Heuristic Methods

MAKOTO IKEDA,<sup>†1</sup> BAROLLI LEONARD,<sup>†2</sup> AKIO KOYAMA<sup>†3</sup>  
 and MAKOTO TAKIZAWA<sup>†4</sup>

During last few years, with widespread of the Internet and explosive growth of multimedia applications, the network traffic is increased exponentially. In order to deal with these problems, the control algorithms should be flexible, adaptive and intelligent. In this work, we propose an effective routing strategy which is able to deal with the increase of network traffic and can avoid the congested links of the network. We present the implementation and evaluation of new agents and the performance evaluation of proposed network architecture. From the simulation results, we found that the proposed method can support multiple QoS metrics and is able to satisfy the client's requirements. By using a cache method, the routing algorithm can converge very fast. The simulation results show that proposed framework has a good performance and can be scaled up by increasing the number of domains.

### 1. はじめに

現在のネットワークを流れる情報の多様化、通信端末数の増加、情報の大容量化を考えると、必ずしもこの先のネットワーク資源は十分とはいえない。5年以降を予想すると、固定回線は1 Gbit/s以上、移動アクセスも100 Mbit/s以上となる。これをとりまとめ

るバックボーンである光ネットワークの伝送速度はさらに高速化するであろうし、トータルのリンク容量はテラビットクラスに到達する。これらのネットワーク資源は有限であり、光・無線による通信技術も現状の発達スピードから見て10年後には、原理的に物理限界に近づく。今後、効率の良い伝送方式、ネットワークアーキテクチャ、通信品質を考慮するルーティング手法がますます重要となる<sup>1)–4)</sup>。

本研究の目的として、ネットワークの規模拡大やトラフィックの増加に対処し、効率良く通信品質を考慮するため、輻輳状態にある経路を回避するとともに、クライアントの要求品質を満足させる経路選択をすることで、通信回線にかかる負荷を分散させるルーティングを目指している。そのためには、あらかじめ通信経路を固定化するのではなく、つねに変化するネットワーク環境に応じて早期に通信経路を決定しなければ

<sup>†1</sup> 福岡工業大学大学院工学研究科知能情報システム工学専攻  
 Graduate School of Intelligent Information System Engineering, Fukuoka Institute of Technology

<sup>†2</sup> 福岡工業大学情報工学部  
 Faculty of Information Engineering, Fukuoka Institute of Technology

<sup>†3</sup> 山形大学工学部  
 Faculty of Engineering, Yamagata University

<sup>†4</sup> 東京電機大学理工学部  
 School of Science and Engineering, Tokyo Denki University

ならない．そこで，遺伝的アルゴリズム，複数のエージェント，キャッシュエンジンを用いて早期により効率的な経路を探索するアルゴリズムを提案する．

本稿では，従来我々が提案した Search Space Reduction Agent (SSRA) を新たに実装し，提案するネットワークアーキテクチャの評価を行う．SSRA を利用することによりドメイン内で輻輳経路を回避することが可能になる．また，SSRA はノード数または経路の絞り込みを遺伝的アルゴリズムを適用する前段階に行うことにより，NP 完全問題の解決策の一手段として有効な手段となる．従来の研究で実装していたものよりアプリケーションの要求に応えやすくする工夫や新たな機能を実装し，その有効性を示す．

以下，2 章で関連研究について述べ，既存の経路制御の問題点を示す．その後，3 章で従来手法の分散型ネットワークアーキテクチャの設計，4 章で提案手法について述べ，5 章でシミュレーションについて評価・考察を行い，最後に 6 章でまとめと今後の課題を述べる．

## 2. 関連研究

ネットワーク上で通信を行う場合，パケットを送信元から宛先ノードまで届けるには，適切な経路選択が必要である．効率良く通信を行うためには，他の通信回線が空いているにもかかわらず，特定の回線のみには負荷がかかりすぎることがないように経路を選択する必要がある．また，トポロジやトラフィックの変化にも対処しなければならない．本稿で提案するルーティング機構は適応型ルーティングに分類される．適応型アルゴリズムとはトポロジ，通信量の変化で経路を変化させるアルゴリズムである．たとえば，RIP (Routing Information Protocol)<sup>5)</sup>，OSPF (Open Shortest Path First)<sup>6)</sup> が代表的なプロトコルである．RIP は隣り合ったルータと RIP 通知という経路情報を交換し経路選択を行う．交換する情報には，経由するルータの台数を示すホップ数が含まれ，パケットが送られるプライオリティとしてホップ数が一番少ない経路をメトリックとして経路制御を行う．問題点としてホップ数の上限が 15 までしかなく，16 以上だとその経路は到達不能と判断する．OSPF は RIP では対応できない大規模なネットワークで利用することが可能で，リンクステート通知を利用し各ルータがネットワーク全体のリンク状態を学習し，中継動作を行うとともに，帯域幅などを考慮したコストをメトリックとした最短経路を決定する．OSPF には RIP のようなホップ数の制限もなく，パケットをむやみに送信し

て帯域を浪費することもない．しかし，複数の品質を考慮していない．また，IP 層において品質制御を行う技術として IntServ や DiffServ などがある．IntServ では，宛先経路までの帯域を予約し通信品質を確保する Resource ReSerVation Protocol (RSVP) がある<sup>7)</sup>．RSVP は，階層的ネットワークに適用しにくいことや，メッセージの伝達が遅くつねに受信者が最初のメッセージを送らなければならないなどの問題点がある．DiffServ では，サービスの種類によってルータにおけるパケット処理の優先順位を決定し，各フローの通信品質の差別化を行うことを目的としている<sup>8)</sup>．これらの問題点として IntServ，DiffServ を実現するためには，フローが通過するすべてのルータに品質制御機能が実装されている必要があり，ネットワーク規模に対するスケーラビリティ，導入コストなどの面から実現は困難であると考えられる．

## 3. 従来の研究

経路制御機構として図 1 の分散型ネットワークアーキテクチャに基づき，ネットワークを複数のドメインに分割し始点制御ルーティングを行った．つまり，各ドメイン内でルーティングを行うことで情報を収集する時間を削減，複数の通信品質を考慮するためエージェントを用い，各エージェントで分散・協調しルーティングを行った<sup>9),10)</sup>．

### 3.1 エージェントの設計

Domain Management Agent (DMA) は，下記の 4 つのエージェントから構成する．DMA の構造を図 2 で示す．

- Resource Management Agent (RMA)
- Precomputation Agent (PA)
- Routing Agent (RA)
- Destination Discovery Agent (DDA)

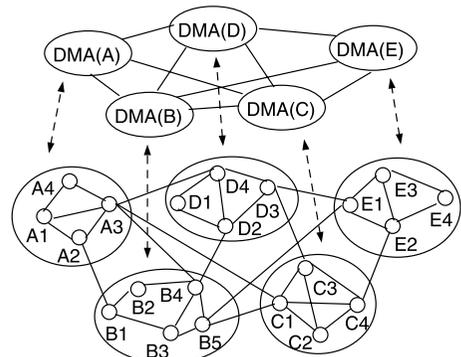


図 1 分散ネットワークアーキテクチャ  
Fig. 1 Distributed network architecture.

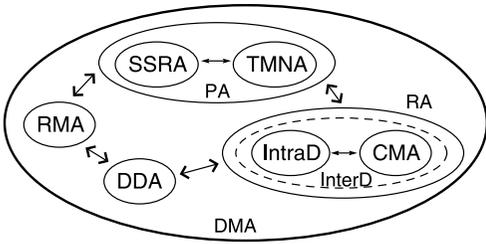


図 2 DMA の構造  
Fig.2 DMA structure.

PA は SSRA と Tree Model Network Agent (TMNA), RA は Intra Domain (IntraD) Agent と Inter Domain (InterD) Agent で構成される。DMA 内部での各エージェントについて説明する。まず, RMA でファジィ理論を用いた, トラフィックおよび QoS パラメータを考慮する接続制御を行う<sup>(11),(12)</sup>。SSRA は閾値を用いて輻輳状態にあるリンクやノードの絞り込みを行う。そして, TMNA でループを回避した木に変換する。DDA は宛先ノードがどこにあるか探索する。RA は階層的なエージェントで, InterD Agent とその内側に IntraD Agent, Connectivity Management Agent (CMA) で構成される。CMA はドメイン間の接続制御を行う。IntraD Agent 内で GA を用いている。本アーキテクチャでは複数のドメインに分割し経路制御を行うことにより, ネットワーク規模の拡大に柔軟に適應することが可能となる。

本手法では, 適応型アルゴリズムの分散型ルーティングと始点制御ルーティングを用いている。適応型ルーティングとは, 現在のトラフィックやトポロジに基づいてルーティングの決定を行う方法である。その中の 1 つである分散型ルーティングは, ネットワークの大域情報と局所情報を併用する。分散・適応型ルーティングを行うことによって, 大域的な情報と局所的な情報を併用し, より詳細な情報を用いる。そして, ネットワーク環境に応じたルーティングを行うことを目的とする。また, 始点制御ルーティングとは, パケットを送信するノードにおいて最終目的地までの完全な経路を決定するルーティング手法である。つまり, 通信パケットの送信元ですべての経路情報を管理する。あるパケットを送信する場合に, 宛先ノードへ到達するまでに経由するすべてのノードのリストが経路情報として与えられる。利点として, ソースノードが通信経路を知っているため, データ量が多い場合に複数のパスを使ってデータを流すことが可能になる。また, 大域的なトラフィックの把握が可能のため, 効率良く経路選択が実現できる。ネットワークに関する情報を

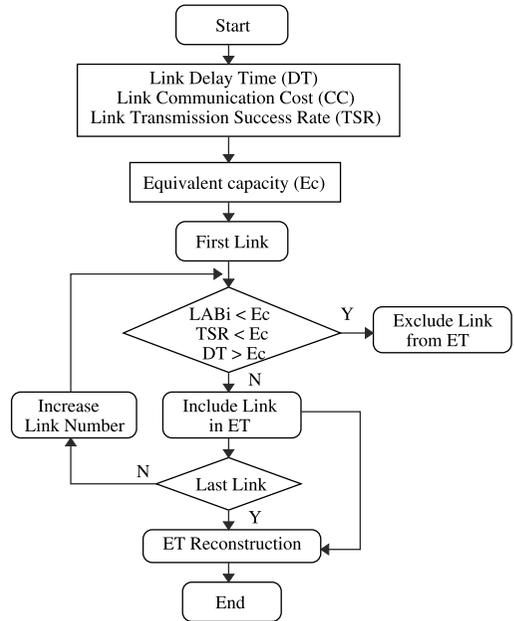


図 3 従来の SSRA フローチャート  
Fig.3 Previous method of SSRA flowchart.

各ノードが分散して持っている場合, 通信経路を動的に変化させるのは困難で, 大規模ネットワークの場合も到達可能な経路の数が膨大になるため, データの取扱いも大変になる。以上の手法, 問題点をふまえ, 提案手法では送信元のノードで最終目的地までの完全な経路とネットワーク環境に適應した経路制御を行う。

### 3.2 SSRA

ルーティング機構としてドメインに分割することにより処理時間の軽減を図るが, 分割するだけではドメイン内のノード数は少ないとはいえない。そこで, SSRA を用いることにより, GA を適用する前計算として, 輻輳状態にあるリンクを, 閾値を用いて絞り込みを行うことにより, GA での処理負担を低減させることが可能となる。SSRA のフローチャートを図 3 に示す。SSRA ではリンクの転送成功率 (Transmission Success Rate: TSR), 遅延時間 (Delay Time: DT), 通信コスト (Communication Cost: CC) の 3 つを閾にかけた。閾値 (Equivalent capacity: Ec) は固定である。SSRA のドメインどうしの連帯処理として, RMA から受け取ったりソース情報から, 宛先ノードまでの経路の絞り込みを行う。同ドメイン内に宛先ノードがない場合はドメインどうしがつながる宛先ノードまでの最良の境界ノードまでの経路制御を行う。SSRA の手順として, 各ノード, リンクともにランダムに値をとる。そしてノードのパッファ, さらに絞り込まれたノードにつながっているリンクの帯域を,

Equivalent capacity (Ec) で絞り込む．最後に残ったノードとリンクから Effective Topology (ET) を抽出する．SSRA を用いることで多くのノードとリンクで構成されるネットワークを，輻輳状態のないノードとリンクで構成することが可能となる．SSRA を用いるメリットとして，輻輳リンクを選択しないような仕組みをとっているので大規模で帯域幅にムラがあるネットワークの規模を縮小し，各ノード間の帯域を有効的に利用することが可能になる．しかし，従来の手法ではいくつか問題点がある．そこで，3.2.1 項で問題点を列挙し新たな提案法を 4 章で論じ実装した新たな SSRA の評価を行う．

3.2.1 従来の SSRA の問題点

従来の研究では SSRA のパラメータとして TSR, DT, CC といったパラメータをすべて満たすアルゴリズムの設計であった．この場合の問題点として，上位層からの要求に必ずしも適応する経路を選択することができないという問題点があった．これは，品質が増えることにより閾値の設定幅も狭まり柔軟な対応が困難でトレードオフの関係にあった．本稿ではマルチメディア・アプリケーションにより適応するものを選択することが目的なため，GA の前段階の処理として，各通信品質による絞り込みを行う手法をとった．多数のパラメータが増えることにより処理時間の増加やオーバーヘッドが問題となるので，それらを守る工夫が必要である．さらに絞り込みを行うときに利用する閾値の判断も重要となる．

3.3 TMNA

TMNA では SSRA の実行後に，ET を木構造に変換する．木構造に変換することで後の処理で有利になる．図 4 は A から H までの 8 つのノードで構成された小規模なネットワークである．ノード A がソースノード，ノード H が宛先ノードとする．このとき分岐点のノードが同じでありその子供のリンクがすべて一致している場合，後の処理で効率的ではない．1 つでもリンクが一致していない場合，まとめることはで

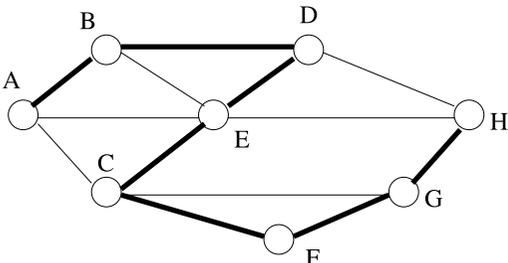


図 4 8 ノードの小規模ネットワーク  
Fig. 4 8 nodes network.

きない．そして，作成された木を用いて，通信経路を表す個体を表現する．このときに，木の分岐点に番号を付ける．各分岐点で付けた番号は遺伝子コーディングのときに利用される．重複経路を統合した木を図 5 に示す．これにより，木を縮小することができ，ループを避けることが可能となる．今回は 8 つのノードでの例をあげたが，ノード数が増えた場合でも，木を縮小することで効率的なトポロジを求めることが可能である．

3.4 DDA

DDA は宛先ノードが同じドメイン内にあるかどうか判断し，その情報を RA, RMA エージェントに伝達する機能を有する．同じドメインにソースノードと宛先ノードがある場合，DDA は IntraD をアクティブにする．もし，異なるドメインに両ノードがあるなら，InterD がアクティブになる．InterD では CMA を利用して異なるドメインどうしの接続を行う．

3.5 InterD Agent

InterD は DDA がソースノードと宛先ノードが同じドメイン内でない場合，“active” になる．InterD は IntraD と CMA で構成される．それらは段階的に相互ドメインに拡大してルーティングを行う．段階的に行うことで，情報交換はドメイン領域だけで済む．すべてのドメインで情報をフローディングさせる必要なく，ネットワークのリソースを効率的に使うことが可能となる．InterD は，接続要請を受けたノードをソースノードとする．IntraD はドメイン内でパスを見つける．宛先ノードは CMA によって検索される．CMA はシンプルなエージェントで，相互ドメインのリンクパラメータに基づいたルーティングアルゴリズムであ

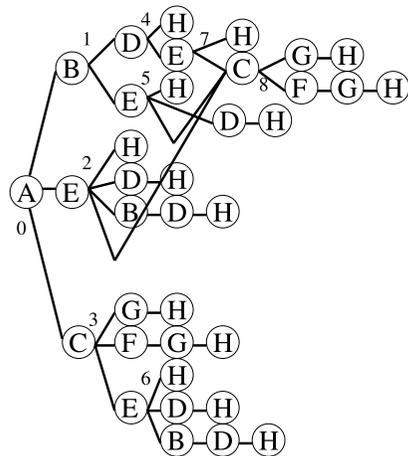


図 5 重複箇所を集約した木ネットワーク  
Fig. 5 Reduced tree network.

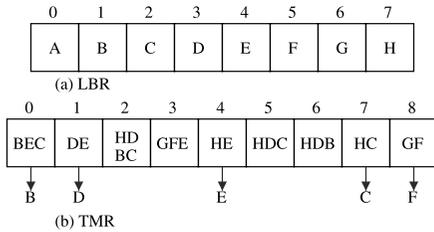


図 6 経路 “A-B-D-E-C-F-G-H” を表す染色体  
Fig. 6 Route “A-B-D-E-C-F-G-H.”

る．さらに CMA は最良なリンクを見つけることが可能なエージェントである．そして，CMA が接続のための最良のリンクを決定すると，そのリンクの宛先ノードがソースノードとなり，次のドメインの IntraD がアクティブになる．そして宛先ノードが見つかるまで，この手続きは段階的に拡大される．

### 3.5.1 IntraD Agent

IntraD では，TMNA から送られてきた木構造の遺伝子のコーディングを行う．図 6 は各分岐点を遺伝子として，その並びによって示される染色体から経路が決定される．遺伝子とは図 6 にあるような配列をとったときの各配列番号でとりうる値（1 番目においては D, E）を指し，染色体とはその並びによって表される．各遺伝子座の中には選択可能なノード候補を入れる．選択可能ノードとは，ツリーの分岐点における枝のリンク先ノードである．次項では，従来の棟朝ら<sup>13),14)</sup>が提案した Load Balancing Routing (LBR) にかわる Tree Model Routing (TMR) による遺伝子コーディングについて述べる．

### 3.5.2 遺伝子コーディング

遺伝的アルゴリズムを用いて与えられた問題を解く場合，効率の良い遺伝的操作を行うためには遺伝子コーディングの方法が重要になる<sup>15)</sup>．個体はそれぞれが持つ染色体によって特徴づけられ，その特性を決定づけるのは遺伝子である．この遺伝子の組合せのパターンを遺伝子型と呼び，遺伝子のパターンが決定した染色体を表現型とする．通信経路の通過ノードの並びをそのまま遺伝子の並びで表現する LBR では，遺伝子型と表現型が等しい．この場合，容易に遺伝的操作を行うと，実際には存在しないリンクを含む経路や，同じノードを何回も通る経路といった，実際のネットワーク上の経路としては成り立たないものを表現する個体を生成しやすくなる．つまり，個体集団の中に経路としては不適切な遺伝子を持ち結果的には無駄になる個体，致死遺伝子を持つ染色体が発生する．致死遺伝子が発生しないようにするために，LBR では複雑な遺伝的操作を行わなければならない．たとえば，各

遺伝子は隣接する遺伝子と相互作用するため，染色体中の 1 つの遺伝子をランダムに変化させるという突然変異の処理が難しくなる．つまり，ランダムに遺伝子を選択しその遺伝子をランダムに変化させると，変化させた遺伝子が隣接する遺伝子とリンクしないようなノードとなり，経路として成り立たない個体が生成される可能性が高くなるからである．また，通過するノード数によって，染色体の長さ，つまり染色体の持つ遺伝子数が変化するため，遺伝子数の異なる個体どうして交叉を行わなければならないことが多く，その交叉方法は複雑になる．本研究では，ネットワークを木で表現し，木の各分岐点を遺伝子として取り扱うことによって LBR の遺伝的操作が複雑になるという問題を解決する TMR を利用する．TMR では分岐点の並びによって遺伝子の並びが決定される．この遺伝子型は，ネットワークを木表現とした分岐点で，次にどの枝を選択するかを決定する部分である．選択する枝によって通信経路が決定されるため，経路を決定するうえで重要な部分となっている．そして，表現型はこの遺伝子型から一意に表される経路ということになる．表現型からは，染色体の経路情報が得られる．木表現からある経路を染色体に表現する方法は次のようになる．

- 木の各分岐点に付けた番号を染色体の遺伝子座の番号とする．
- 各遺伝子座の中には選択可能なノードの候補を入れる．選択可能なノードとは，木の各分岐点における枝のリンク先ノードである．
- 使用している分岐点を表す遺伝子座には，“active”，使用していない遺伝子座には “inactive” と設定する．
- “active” である遺伝子座には，どのノードを選択しているかという情報を与える．

遺伝子をノードそのものではなく分岐点で表現すると，到達可能な通信経路を表す染色体に含まれる遺伝子数は，通過ノード数に関係なく一定に保たれる．そのため，選択される個体の染色体の長さは必ず同じであるため，交叉が簡単になる．また，各遺伝子が隣接する遺伝子と相互作用しないような染色体が設計されるため，突然変異を個体に施しやすくなる．これは，染色体中の遺伝子をランダムに選んで変化させても，リンクされていないノードに変化することがなく，その結果，無駄な個体が生成されることがなくなる．このように，ネットワークを木表現を用いて遺伝子コーディングすると，交叉や突然変異などの一般的な遺伝的操作が適用しやすくなる．また，新しく生成される

個体がネットワーク上のある一領域の経路しか表さないような個体に偏るのを防ぐことが可能になる．その結果，ネットワーク全体を網羅するような多様な個体を生成することが可能になるため，より早い進化が期待できる．したがって，効率的なルーティングが可能となり，より早く経路を探し出すことが可能となる．通信経路のコーディング手法として図 4 に示したノード数が 8 のネットワーク上のある通信経路 A-B-D-E-C-F-G-H を表す染色体の例を図 6 に示す．各数字は遺伝子座番号（木の分岐点の番号），A～H のアルファベットは染色体の遺伝子であり，ネットワーク上のノードである．図 6(a) では，通信経路のノードが通過順に遺伝子座番号が 0 から入っている．これに対し，図 6(b) では，各遺伝子座にはその遺伝子座番号に対応する分岐点の枝の先が示すノードが入っている．経路 A-B-D-E-C-F-G-H では木の 0, 1, 4, 7, 8 の分岐点を通っているので，番号 0, 1, 4, 7, 8 の遺伝子座が“active”となる．TMR によって選択された経路はその経路の有効性をチェックする必要がない．従来の LBR で行っていた存在する経路であるかという確認処理を省略することが可能となり GA のオペレーションで有利になる．

#### 4. 提案手法

従来の研究では通信品質を 1 つないしは 2 つしか考慮しておらず，マルチメディア通信のためには多くの通信品質を考慮するということが重要である<sup>11)</sup>．そして，文献 10) では 2 つの検索エンジンを用いて 2 つの通信品質のパラメータを実装し，評価を行った．本稿では従来のアーキテクチャを拡張し，4 つのパラメータを実装した SSRA1, 3 つの品質を新たな手法で実装した SSRA2, そして多目的最適化手法を用いる木検索エンジンとキャッシュデータベースを利用し高速に検索が可能なキャッシュ検索エンジンを評価する．

##### 4.1 多目的最適化アルゴリズム

本来，多くの問題において，その評価基準は唯一とは限らない．たとえば，ある製品を購入する場合，その製品の機能，価格，概観，大きさなどその製品の評価基準は複数に及ぶ．しかも，通常それぞれの評価基準が最適の製品は存在せず，一般的に各評価基準は何らかの形でお互いに相反するトレードオフの関係にある．このような複数の評価基準が存在し，かつ複数の評価基準が互いにトレードオフの関係にある問題から最適解を探し出すものを多目的最適化問題と呼ぶ．一般的に多目的最適化問題において，解は複数個もしくは無限個の集合として存在する．これらの解を求める

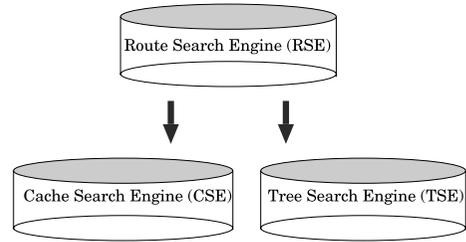


図 7 ルート検索エンジンの構造

Fig. 7 Structure of RSE.

ために多点検索を得意とする遺伝的アルゴリズムを用い，より早期に優良解を求める研究がなされている．トレードオフが存在するとどちらとも優劣をつけられない解の集合をパレート解と呼ぶ．ネットワークルーティングに QoS を加味する本研究においては，ネットワーク中からクライアントが要求する QoS を満たす優秀なパレート解をより早期に発見するために多目的最適化アルゴリズムを取り入れている<sup>16)</sup>．

##### 4.2 検索エンジンの設計

Routing Search Engine (RSE) の構造を図 7 に示す．RSE は Cache Search Engine (CSE) と Tree Search Engine (TSE) の 2 つの検索エンジンを含む．CSE は，今までに発見された経路が納められているデータベースで，その中から要求を満たす経路がないかどうか検索するシステムである．もし，要求する経路が CSE 内にあれば QoS チェックをして満足する場合，その経路情報を RSE に送信する．TSE は，実際のネットワーク情報の中から遺伝的アルゴリズムを用いて QoS を満足する経路を見つけるエンジンである．CSE が QoS を満たすルートを見つけることができないなら，TSE が経路を RSE に送信する．TSE はドメイン内で GA を使用して経路検索をするので，処理速度は CSE のほうが高速になる．ひと通りの流れを整理すると，まず RSE はクライアントから要求パラメータを受け取ると，各々のエンジンにその要求を伝え，各々のエンジンでより早期に発見できた経路を採用する．両エンジンは，各々が独立に動作しているため処理を分散させ，検索時間を短縮することが可能となる．さらに両エンジンは協調動作をとっている．

(1) TSE から CSE へデータを送信 (図 8 参照)

(2) CSE から TSE にデータを送信 (図 9 参照)

TSE が良い QoS 経路を見つけた場合，図 10 で示すようにキャッシュデータベースにこの経路情報が入る．頻繁に使われる経路は高い優先度を与える．この結果，CSE は非常に早くこの経路を探すことが可能となる．CSE から TSE への協調動作としては，いつま

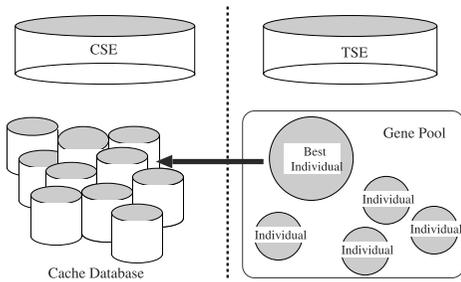


図 8 CSE と TSE の連動 1  
Fig. 8 Cooperation 1 of CSE and TSE.

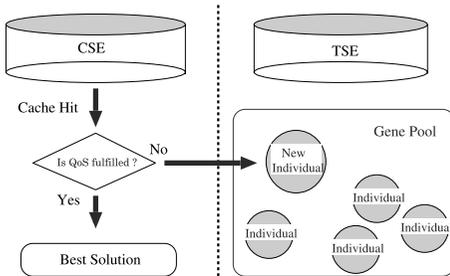


図 9 CSE と TSE の連動 2  
Fig. 9 Cooperation 2 of CSE and TSE.

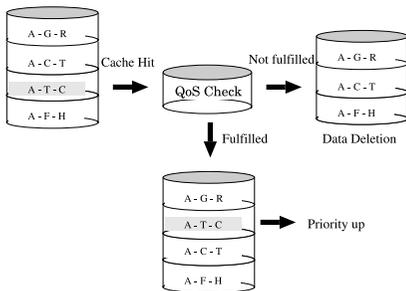


図 10 キャッシュデータのアップデート法  
Fig. 10 Update method for CSE.

でも同じキャッシュデータを使っていると、刻々と変化するネットワークトラフィックに対応できないため、キャッシュデータの更新作業を行う。たとえば、キャッシュデータ内でヒットした情報が QoS を満たさなかった場合、その経路情報はキャッシュから消され、さらに TSE の遺伝子プールへ突然変異した新しい個体として取り入れる。このような個体は、ランダムに遺伝子を変化させた個体よりも、過去に QoS を満たした経路であるため、解に近い遺伝子を含む個体となることが期待できる。

4.2.1 TSE の働き

TSE は実際のネットワーク情報の中から遺伝的アルゴリズムを用いて QoS を満足する経路を見つける

エンジンである。まず、RSE ではクライアントから要求される経路を TSE で発見した場合、その経路は木のルートソースノードとして木ネットワークに変換する。その後、木モデルで同じ経路がある部分は削除される(図 5)。木モデルを使用することにより、ループを避けることが可能になる。このように、アルゴリズムはループを検索する時間を費やさず、染色体の長さも短くすることが可能となり、遺伝子の操作は簡単になる。遺伝子は木の合流点で表現することで染色体中の遺伝子には、隣接しているノード情報が入る。なぜなら、経路と染色体は同じであり、経路は染色体の個体の集合である人口で表現されるからである。遺伝子のコード化後に、最初の個体を選択される。個体の選択では、ランキングモデルを使用して、2つの個体の遺伝子操作を実行するために選択する。ランキングモデルは各個体の適応度で格付けを行う。ランクは適応度とランクに基づいた確率で決定される。個々の適応度は DT と CC の値に基づき、各ドメインごとに設定する。交叉と突然変異は遺伝的オペレータと呼ばれ、GA を特徴づけるものである。ともに、遺伝の法則をヒントに作られたもので、交叉では複数の親から遺伝子を受け継ぎ新しい個体を作る。突然変異は低い確率で起き、遺伝子の一部が変化する。交叉、突然変異後に、エリートモデルを使用する。エリートモデルは次の世代に高い適応度がある人口を持つ。最も良い値がいつも保たれることで、ルーティングアルゴリズムは非常に早く望まれる DT と CC の値に収束することが可能となる。遺伝子操作によって生成された子孫は次に評価される人口となる。必要な DT と CC の値を満足する経路が見つかるか、または初期化している世代サイズが達成されるまで、遺伝子操作は繰り返される。

4.3 SSRA1

拡張として、複数の閾値を満たす経路を発見するまでの、探索成功率と、リンクツリーを構築するまでの実行時間を測定した。QoS パラメータとして DT, TSR, CC を用いる。ノード数は 30 から 15 刻みに 90 まで、DT は 0~100 [ms], TSR は 0~100 [%], CC は 0~200 と設定した。TSR とは、各ノードから次のノードまでパケットを送る際、パケットが紛失されずに、無事に到着する確率を表す。パケット紛失はルータ上のメモリ不足などによってキューが溢れネットワークに障害が起こることによって引き起こされることがある。DT はパケットが各ノード間で転送され、到着するまでの時間を表す。CC はノード間リンクの通信コストを表し、コストは少ないほど帯域が混んでいないと表現し

た．また，従来の SSRA に通信品質をノードとリンクで合計し 4 つの品質を考慮する実装も行った．ノードとリンクの値は 0 ~ 100 の間でランダムに設定し，結果は 300 回行った平均を求めた．下記の条件でのアルゴリズムの性能を調査する．閾値は各 QoS パラメータの値と比較するため，CC の場合，0 ~ 200 の間でランダムな値をとるため，コストの要求は他の DT，TSR と比較し高くなる．

- 各通信品質の閾値を 25 に固定する．
- ノードとリンクのパラメータの配分を変更する．
- 閾値の変化による処理時間とリンク数の関係を探る．

4.4 SSRA2

これまで，ドメイン内で用いるエージェントの SSRA として，ノードの絞り込みを DT，TSR，CC という 2 つないしは 3 つを考慮するアルゴリズムであった．また，ネットワーク・トポロジを表示する機能が未実装であった．そこで，新たに MATLAB で実装した SSRA2 と従来のモデルとの大きな違いは下記の点である．

- 通信品質：Packet Loss ( $P_{loss}$ )，Spare Capacity (SC)
- 新機能：Graph Plot
- 経路探索アルゴリズム：Depth-First Search (DFS)

経路探索アルゴリズムも新たに DFS に基づいたアルゴリズムをベースに実装している．そして，通信品質として  $P_{loss}$ ，SC，および DT に基づいた経路をそれぞれ関にかけることにより，アプリケーションの要求に適した経路の絞り込みを行うことを可能にした．各品質について定義する．DT はソースノードからパケットを送信し，宛先ノードがパケットを受信するまでの経過時間を示し，式 (1) で，ソースノードから宛先ノードまでの遅延を加算する．DT の品質は 100 ~ 200 間の値を一樣乱数を用いて設定する．

$$DT = x_1 + x_2 + \dots + x_n = \sum_{i=1}^N x_n \quad (1)$$

$P\{A\}$  を転送成功率， $n$  をノード数， $A_n$  をノードの識別子， $p_n$  を 0 から 1 の乱数値を示し，式 (2) で計算し， $P_{loss}$  を式 (3) で定義する．

$$P\{A\} = P\{A_1 \cap A_2 \cap \dots \cap A_n\} = \{(1 - p_1)(1 - p_2) \dots (1 - p_n)\} \quad (2)$$

$$P_{loss} = 1 - P\{A\} = 1 - \prod_{i=1}^N (1 - p_n) \quad (3)$$

SC はノードのメモリ空き容量を示し，バッファ容量が一杯になりオーバフローしているものを容量 0%，対してまったく帯域を利用していないノードは 100% の SC があると表現する．SC は式 (4) に示すように，送信元と宛先ノード間の最小のバッファ容量をその経路の指標とするため，極端に輻輳しているノードを回避することが可能になる．

$$SC = \min_{i=1 \dots N} SC_i \quad (4)$$

従来のトポロジ生成手法としてノード間のリンク確率は乱数を用いていたため，ノード間のリンク確率が一定ではないという問題点があった．本稿では，ノード間のリンク確率を柔軟に変更することが可能およびネットワーク全体のリンク確率を一定にすることが可能となった．これにより，トポロジが変わった場合でもノード間の連結確率が一定なため，データの信頼性を高めることになる．連結確率とは，ネットワークにおけるノード間の結び付きを示す確率である．もし，連結確率が 0 の場合，ノード間のリンクはない．1 の場合は，すべてのノード間のリンクが接続する．各通信品質の設定として，区間  $[a, b]$  で一様分布する乱数を用いる． $U$  をある通信品質値とし  $j \times k$  の乱数配列とし式 (5) で算出する． $j, k$  はそれぞれ配列の行，列のサイズを示す．

$$U = a + (b - a) \times rand(j, k) \quad (5)$$

次に，新機能の Graph plot を利用した，ネットワークの連結図を図 11 に示す．ある程度ノード数が増加した場合，この出力方式では各ノードのつながりを判断するのは困難なため，サークル状に表示することも可能にしている．

新たな SSRA のフローチャートを図 12 に示す．初期段階の設定としてノード数，遅延時間の設定を行う．このとき，各ノードのつながる確率つまり連結確率を設定し，トポロジの生成および各通信品質の初期値を

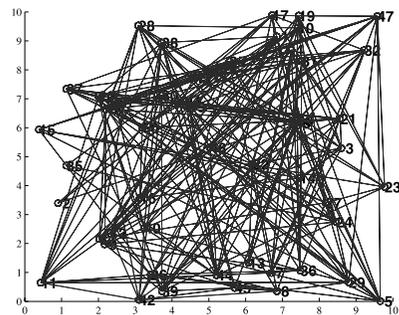


図 11 Graph plot 機能：50 ノード  
Fig. 11 Graph plot function: 50 nodes.

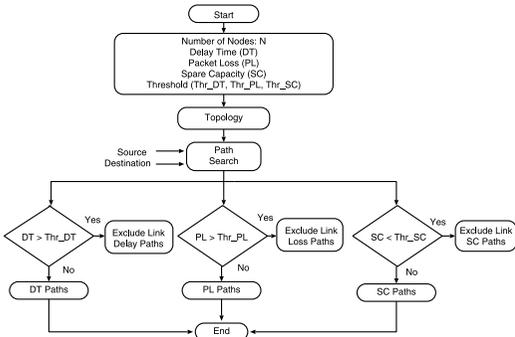


図 12 新たな SSRA フローチャート  
Fig. 12 New SSRA flowchart.

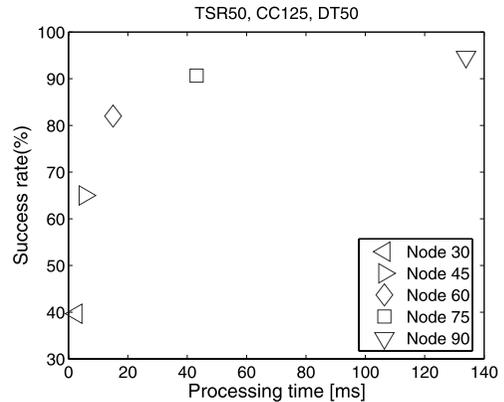
設定する．そして，ソースノードと宛先ノードの情報を入力し各通信品質について閾値を満足する経路の選定を行う．

### 5. シミュレーション

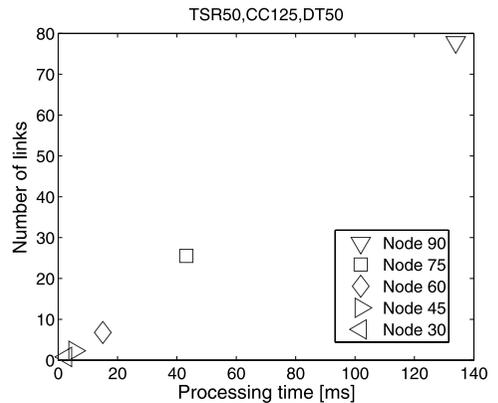
#### 5.1 SSRA1 の評価

図 13 (a) にノード数の変化による処理時間と成功率を示す．縦軸は，宛先までの経路を発見することができるかという平均成功率，横軸はリンクツリーを構築するまでの平均構築時間を示す．ノード数が少ない場合，処理時間は短いが通信品質を満たした経路を発見する確率は 40%と低い．これは，3 つの通信品質を満たすリンクが少なく，宛先までの経路を発見できないということになる．逆にノード数が多い場合はリンクが多いため通信品質を満足する宛先までの経路を高確率で発見することが可能となる．図 13 (b) ではノード数の変化による処理時間とリンク数を示す．縦軸はツリーを構築した後の平均リンク数を示し，横軸はリンクツリーを構築するまでの平均構築時間である．図 13 (a), (b) のノード数と各値から検討すると“Node75” のとき 90%を超える成功率と約 26%のリンクの絞り込みが可能となる．品質が 3 つになると，閾値をどの程度にすれば良い解が得られるか判断が難しく，今後の課題と考えている．

そこで，TSR と CC の閾を固定し DT を 50 から 25 刻みで 100 まで変化させたシミュレーションを行った．結果を図 14 に示す．DT は小さい値ほど閾は高くなる設定である．“DT100” の場合は TSR と CC のみを考慮する．閾の数や，閾の値によって処理時間と成功率の関係が顕著に現れている．それぞれ 5 つのポイントがあるが，これはノード数を示している．下段から 30, 45, 60, 75, 90 のノード数を表している．SSRA ではノード数の変化による，閾値の動的変化や，ヘテロジェニアスなネットワークを想定した場合には



(a) Success rate



(b) Number of links

図 13 ノード数の変化による処理時間との関係

Fig. 13 Relation of processing time for different number of nodes.

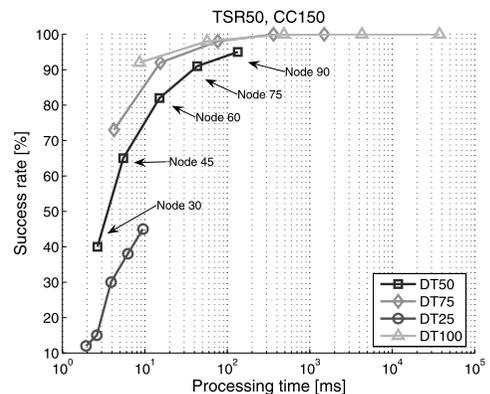
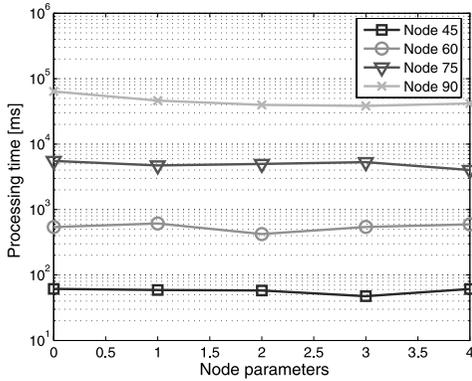


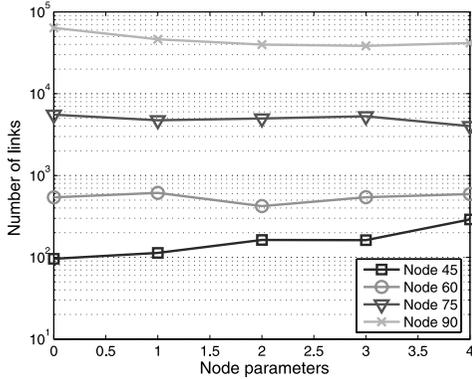
図 14 DT の変化による処理時間と成功率

Fig. 14 Processing time and success rate for DT.

ネットワークアーキテクチャはドメインに分割管理することで適応も可能だが，SSRA の現在の機能だけではダイナミックに変化するネットワークでの適応は難しい．解決策として，たとえば，ドメインを分割する



(a) Processing time



(b) Number of links

図 15 ノード・パラメータ数の変化による関係

Fig. 15 Performance for different number of parameters.

ときにあるルールに基づきクラスタリングを行うことで、ドメインに特色を持たせることによりエージェントの選定を行うといった手法を取り入れたりする、新たなアイデアが必要だと考える。また、絞り込む対象としてリンクに重点をおいたが、ノードの通信品質を考慮することをしなかった。今後の研究課題といえる。

次に、4つのパラメータを実装したSSRAの評価を行う。ノードとリンクパラメータの割合を変更させると処理時間とリンク数にどのような変化が現れるかを評価した。図15(a),(b)ともノード、リンクパラメータともに割合を変更するが処理時間の違いは、ほとんど現れていない。これは、リンクパラメータとノードパラメータを考慮しているが、必ず4つのパラメータを用いていたことが要因だと考える。ノード数が45の場合はノードのパラメータ数が減ると経路数は減少する傾向にある。逆にノード数が多い場合はノードパラメータが増えると経路数は少なくなる。これは処理時間にも同じ傾向がある。

5.2 SSRA2

本稿で実装したSSRAの性能調査を行う。理論的に

表 1 SSRA2の各パラメータ

Table 1 Parameters for SSRA2.

Link Quality	interval [a, b]	Threshold
Delay Time	100 ~ 200	500
Packet Loss	1 ~ 100	200
Spare Capacity	1 ~ 100	30 or 300

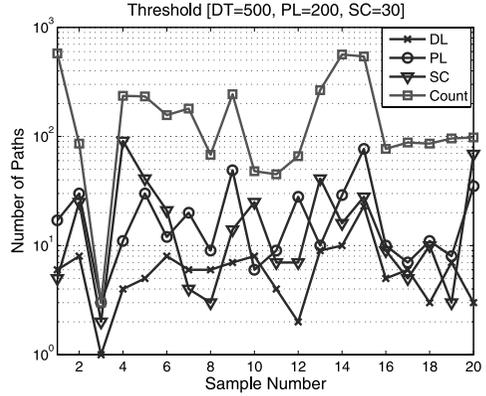


図 16 連結確率  $p = 0.4$ ,  $SC = 30$  の経路数

Fig. 16 Number of routes for joint probability  $p = 0.4$ ,  $SC = 30$ .

従来手法と比較すると、複数の品質を考慮する場合には品質が増えれば出力する経路数は減少する。本稿ではアプリケーションによる要求に応えることを簡易にするために各通信品質に関する経路を管理する。各品質に設定するパラメータを表1に示す。アルゴリズムの性能を調査するためにノード数を10, 20, 30, 連結確率( $p$ )を0.2, 0.3, 0.4としてシミュレーションを行った。また、SCの経路品質要求として極端に輻射しているリンクを回避するという評価のため、SCを式(6)に示すように、送信元と宛先ノード間の合計のバッファ容量をその経路の指標とする手法と比較する。このSCの閾値は、 $P_{loss}$ の閾値より100高い。これは、有線ネットワークでの $P_{loss}$ はSCと比較しても低い値が要求されると考え設定している。

$$SC = SC_1 + SC_2 + \dots + SC_n = \sum_{i=1}^N SC_n \quad (6)$$

5.2.1 SSRA2の評価

図16にノード数10, 連結確率0.4の場合で、SCの値を式(4)に基づく閾の判定を行った結果である。縦軸を経路数、横軸をサンプル番号とし、各通信品質の閾値は  $DT = 500$ ,  $P_{loss} = 200$ ,  $SC = 30$  でシミュレーションを行った。図17はノード数10, 連結確率0.4の場合で送信元と宛先ノード間のバッファを加算する手法を指標とし閾にかけている。縦軸に経路

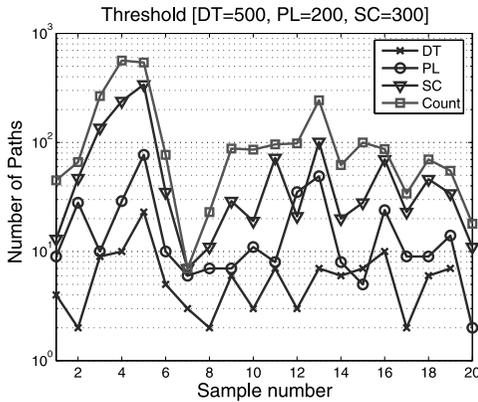


図 17 連結確率  $p = 0.4$ ,  $SC = 300$  の経路数

Fig. 17 Number of routes for joint probability  $p = 0.4$ ,  $SC = 300$ .

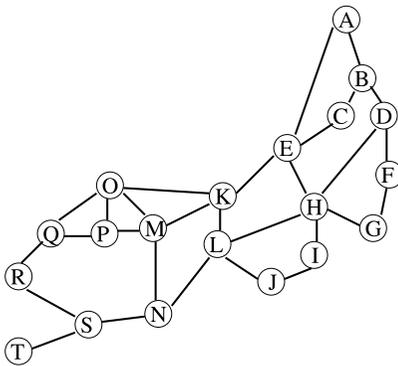


図 18 20 ノードのネットワーク

Fig. 18 Network with 20 nodes.

数, 横軸にサンプル番号を示す. 各通信品質の閾値は  $DT = 500$ ,  $P_{loss} = 200$ ,  $SC = 300$  でシミュレーションを行った結果を各閾で絞り込みを行った結果の経路数と絞り込みを行う前の全経路を Count として表している. SC を比較すると絞り込みを行う場合の経路数に違いがあるのが分かる. 前者の手法では, 閾にかける場合に 1 つの経路で 1 つのリンクで閾を下回るバッファ容量しかない経路は利用しないという手法を採用しているため絞り込みにおいて優位になっている.

経路を各品質ごとに管理するという事はメモリの使用量も増えることになる. しかし, ノードの絞り込みを行わず各テーブル情報を管理するよりは経路数の管理は少なくすむので SSRA を適用することにより本経路制御手法が大規模なネットワークにでも適用可能であると予測する.

### 5.3 RSE の評価

図 18 のネットワークを用いてシミュレーションを

行った. ネットワークの各リンクに DT と CC をランダムに設定する. ここで, DT と CC は相反するトレードオフの関係にあるものとし, 設定する値もそれを考慮して生成する. ソースノードは固定で, ノード A がそれにあたる. 検索エンジンには, クライアントがパケットを送る宛先と要求する QoS 値を設定する. このとき, 宛先はランダムに発生させ, 要求 QoS は各リンクに設定された値から無理のない要求となる値を算出し設定する. ただし, 各リンクに設定される品質の平均値を使用した概算となるので, 実際の要求する QoS を満足させる経路があるかどうかは定かではない. この場合は, 終了条件である世代数 200 をむかえることで検索が終了する. その際, 要求を満たす経路が発見できなかったメッセージを表示する. 繰返し値を 100 としてシミュレーションを行う. 個体の進化を行う際に分割した各領域間での個体のやりとりについては, 世代数が 3 の倍数のとき, 5 の倍数のとき, 7 の倍数のとき, 10 の倍数のときの 4 タイプでシミュレーションを行い, 各々の値における個体の進化についてどのような違いが現れるか比較検討する.

#### 5.3.1 結果および考察

TSE における, 分割した各領域間での個体のやりとりについての処理時間と世代数の結果を図 19 に示す. ここで, 領域に分割することによりスケラビリティが高まる. 複数の品質を 1 度に満足する最適解を得るのは困難であり, 遺伝的操作にあたり世代数が増加する. まず, 世代数が 3, 5, 7, 10 の倍数のときの 4 タイプで, 各々の値における個体の進化について世代数と処理時間についてどのような違いが現れるか比較した. 図 19 (a) に示されているように, 個体数が少ないと最適解を発見するまでに要する世代数が大きくなるのが分かる. これは, 個体数が少ないため 1 世代で参照できるネットワーク経路が制限されていることが原因と考えられる. 逆に個体数が多い場合は, 発見までに要する世代数が少ない. しかし, 個体数が 12 と 16 のときを見比べてると, さほど違いがみられなくなる. これは, 個体数が多くなって個体集団の中に同じような個体が存在するためである. 最適解を発見するまでの平均時間を見ると, 個体数が少ないほうがより短い時間で解を発見していることが分かる.

図 19 (b) の最適解を発見するまでの処理時間は, 個体数が少ないほうがより短時間で解を発見している. これは, 個体数が多いと 1 世代で遺伝的処理にかかる時間が多くなるためである. また, 領域間の個体交換は, 個体を交換する間隔が短いほどより早く解を発見することができる. これは, 領域間で解交換が行われ

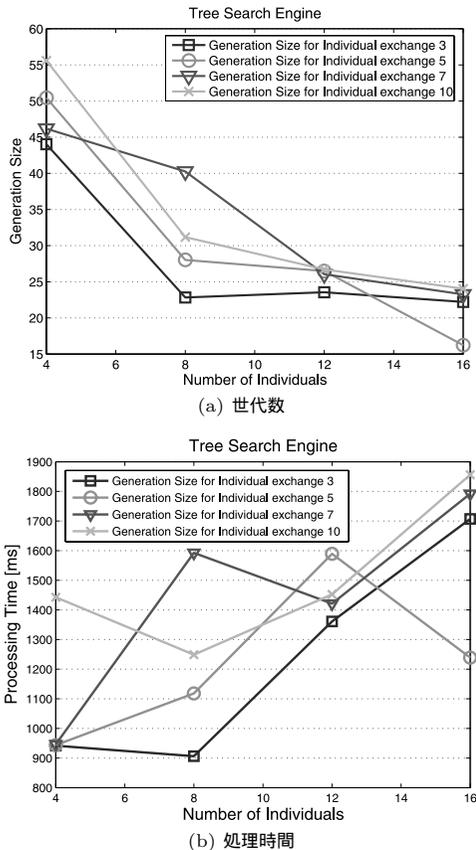


図 19 領域間を交換する個体数との関係

Fig. 19 Performance for different number of exchanging individuals.

ることでパレート解に近づくことを示している．解交換が7の倍数のときで8ノードの場合，世代数・処理時間と値が高い結果になっている．これは，遺伝オペレーションの中で個体集団の個体の種類が似かよったことや，低いランクの個体が増えたため値が高くなったと考えられる．

次にキャッシュの有効性について検討する．CSEが要求された品質を満たす経路を発見できた確率は91.9%で，その検索に要した平均時間は92 (msec)であった．これに対し，TSEが要求品質を満たす経路を発見できた確率は93.1%で，その検索に要した平均時間は一番早いものでも768 (msec)であった．そして，両方の検索エンジンで経路を発見できなかった確率は6.9%であった．この発見できなかった確率は，おそらく要求された品質を満たす経路がネットワーク中に存在していなかった場合の結果であると考えられる．TSEよりも数段検索時間が早いのは，遺伝的処理を行う時間がCSEにないためだと考えられる．よってCSEを使用することで，1度発見された経路を有効に活用す

ることができることを示した．

以上の結果より，RSEはトレードオフが存在する品質を持つネットワークからクライアントの要求するQoSを満足させる経路を探索することが可能であることが示された．また，2つのTSEとCSEを用いることで1度発見した経路情報を有効に活用することが可能である．さらに，この手法は2つの品質にとどまることなく，複数の品質を持ったネットワーク上でも動作すると期待できる．よって従来より実用的な経路検索が行えることが可能になった．

#### 5.4 アーキテクチャの評価

本稿では従来までのアーキテクチャの拡張を行った．RMAによるファジィ理論を適用した接続制御，そしてSSRAによるGAを適用する前段階の処理としてノードや経路の絞り込みを行い，TMNAによってループを回避した木に変換する．そして，木の分岐点で遺伝子のコーディングを行うことでGAのオペレーションによって複雑な経路が生まれることを抑制することが可能になり有利となった．また，新たに2種類のSSRAについての提案・評価を行った結果，特にSSRA2では提案するアーキテクチャにおける経路制御でアプリケーションに対応させやすくなった．そして，遺伝的アルゴリズムを用いる検索エンジンのTSEとキャッシュデータベースを用いるCSEでの連帯で知的な経路検索が可能となった．CSEにより頻繁に使用される経路検索を早めている．この手法は従来手法よりも，複数のQoSをサポートし，クライアントの要求するQoSを満足させることができ，よく利用される経路について，よりすばやく発見することが可能になった．今後，Autonomous System (AS)による現在のインターネットをさらに特色を持たせた階層化を行いドメイン化およびエージェントの連帯により複数の通信品質を考慮するルーティングを目指していく．

#### 6. 結 論

本稿では，多数のQoS情報を扱えるSSRA1の実装と新たな手法によるSSRA2の実装と評価を行った．また，複数のエージェント，検索エンジンによる連帯したルーティング手法の実装から評価を行った．シミュレーションを行った結果，各々の提案手法で従来手法よりも優れた性能を得ることができた．

RSEはネットワーク上のリンクへ相反する品質である遅延時間と転送状況の中から，要求QoSを満足させる経路検索を行えることが特徴である．アルゴリズムの特徴は，トレードオフが発生してしまう品質の中から解を導き出す多目的最適化アルゴリズムを採用

していることである。また、経路検索の際、CSE と TSE の 2 つのエンジンを使用することで、頻繁に使用される経路の検索を早める工夫も行っている。この手法は従来手法よりも、複数の QoS をサポートし、クライアントの要求する QoS を満足させることができ、よく利用される経路について、よりすばやく発見することが可能になった。また、新たな SSRA の評価を行った。提案手法は新たにノードの能力を通信に反映させる 4 つの品質を考慮する手法や、アプリケーションによる要求をより考慮するための工夫として従来よりも絞り込みに関する幅が広がった。そして、本手法がネットワークの拡大した場合には、ネットワークを分割する手法により適用できることを明らかにした。

知性をネットワークに持たせる本稿の手法では、新たな技術を更新する場合に高いコストがかかるだろう。しかし、放送や通信でサービスを提供する側にたった場合のネットワークアーキテクチャには必要不可欠な技術になると考える。エンドで制御するのではなく、ネットワークで制御することが可能になればネットワークを提供する事業者にとって様々な品質を制御することが可能となり有利になると考える。ルーティングの高速化の面では、NP 完全問題で回線はベストエフォートに依存する形になっている。しかし、中でもヒューリスティック手法によるルーティング技術を適用することにより、今後さらに高速で大規模複雑化していくルーティング技術に応用していくことと考えている。今後の課題としては全体的な提案ネットワーク・アーキテクチャの性能評価を行うことや次世代のネットワークでは概念的には、多様なネットワークが相互に連携して、新たなアーキテクチャにより、あたかも 1 つの柔軟で高信頼性なネットワークのように利用できるのが重要で、将来を見据えたアーキテクチャが重要となると考える。

### 参 考 文 献

- 1) Chen, S. and Nahrstedt, K.: An overview of quality of service routing for next-generation high-speed networks: Problems and solutions, *IEEE Networks*, Vol.12, No.6, pp.64–79 (1998).
- 2) Baransel, C., Doboseiwicz, W. and Gburzynski, P.: Routing in Multi-hop Packet Switching Networks: Gbps Challenge, Vol.9, No.4, pp.38–60 (1995).
- 3) Mieghem, P.V. and Kuipers, F.A.: Concepts of exact QoS routing algorithms, *IEEE/ACM Trans. Netw.*, Vol.12, No.5, pp.851–864 (2004).
- 4) Kowalik, K. and Collier, M.: Reducing traffic fluctuations of link state QoS routing algorithms in virtual circuit networks, *Comput. Networks*, Vol.50, No.15, pp.2805–2819 (2006).
- 5) Hedrick, C.: Routing Information Protocol, RFC 1058 (Historic) (1988). Updated by RFCs 1388, 1723.
- 6) Moy, J.: OSPF Version 2, RFC 1247 (Draft Standard) (1991). Obsoleted by RFC 1583, updated by RFC 1349.
- 7) Braden, R., Zhang, L., Berson, S., Herzog, S. and Jamin, S.: Resource ReSerVation Protocol (RSVP) – Version 1 Functional Specification, RFC 2205 (Proposed Standard) (1997). Updated by RFCs 2750, 3936, 4495.
- 8) Nichols, K., Blake, S., Baker, F. and Black, D.: Definition of the Differentiated Services Field (DS Field) in the IPv4 and IPv6 Headers, RFC 2474 (Proposed Standard) (1998). Updated by RFCs 3168, 3260.
- 9) Ikeda, M., Barolli, L., De Marco, G., Durresti, A., Koyama, A. and Durresti, M.: Evaluation of a Network Extraction Topology Algorithm for Reducing Search Space of a GA-based Routing Approach, *Proc. ICDCSW '06*, Vol.72, Lisboa, Portugal, pp.54–59 (2006).
- 10) Ikeda, M., Barolli, L., Koyama, A., Durresti, A., De Marco, G. and Iwashige, J.: Performance evaluation of an intelligent CAC and routing framework for multimedia applications in broadband networks, *J. Comput. Syst. Sci.*, Vol.72, No.7, pp.1183–1200 (2006).
- 11) Barolli, L., Koyama, A., Yamada, T., Yokoyama, S., Suganuma, T. and Shiratori, N.: An intelligent routing and CAC framework for large-scale networks based on cooperative agents, *Computer Communications*, Vol.25, No.16, pp.1429–1442 (2002).
- 12) Dubois, M.: *Readings in Fuzzy Sets for Intelligent Systems*, Morgan Kaufmann Publishers Inc. (1993).
- 13) 棟朝雅晴, 高井昌彰, 佐藤義治: 遺伝的アルゴリズムによる負荷分散機能を有する適応型ルーティング, *情報処理学会論文誌*, Vol.39, No.13, pp.219–227 (1998).
- 14) 棟朝雅晴, 高井昌彰, 佐藤義治: 負荷分散機能を有する適応型ルーティングの一手法, *情報処理学会研究報告*, Vol.97, No.13, pp.205–210 (1997).
- 15) Goldberg, D.E.: *Genetic Algorithms in Search, Optimization and Machine Learning*, Addison-Wesley Longman Publishing Co., Inc. (1989).
- 16) Koyama, A., Barolli, L., Matsumoto, K. and Apduhan, B.O.: A GA-based Multi-purpose Optimization Algorithm for QoS Routing,

*Proc. AINA '04*, Fukuoka, Japan, Vol.1, pp.23-38 (2004).

(平成 19 年 5 月 18 日受付)

(平成 19 年 11 月 6 日採録)



池田 誠 (学生会員)

1982 年生。2007 年福岡工業大学大学院工学研究科修士課程修了。現在、同大学院工学研究科博士後期課程知能情報システム工学専攻に在籍。高速ネットワーク、モバイルアドホックネットワークの研究に従事。電子情報通信学会学生会員。



パロリ レオナルド (正会員)

1989 年アルバニア・ティラナ大学工学部電子工学科卒業。同年同大学工学部助手。1997 年山形大学大学院博士後期課程修了。同年同大学工学部日本学術振興会外国人特別研究員。1999 年山形大学人文学部助手。2002 年埼玉工業大学工学部講師。2003 年福岡工業大学情報工学部助教授。2005 年同大学同学部教授。工学博士。国際会議 AINA-2004, ICPADS-2005 Program Chair, AINA-2006 および 2008 General Co-Chair, CICIS Steering Committee Chair。トラヒック制御, ファジィ制御, 遺伝的アルゴリズム, 協調エージェント, 遠隔教育, アドホックネットワーク, センサネットワークに関する研究に従事。IEEE, IEEE Computer Society, 日本知能情報ファジィ学会各会員。



小山 明夫 (正会員)

1987 年山形大学工学部情報工学科卒業。会津大学コンピュータソフトウェア学科講師を経て, 2002 年より山形大学工学部情報科学科助教授。博士 (工学)。ルーティングプロトコル, 高速ネットワークプロトコル, エージェント, 医療・介護用ネットワークサービス, 遠隔教育, 携帯電話向けサービスに関する研究に従事。IEEE Computer Society, 電子情報通信学会各会員。



滝沢 誠 (フェロー)

1950 年 12 月 6 日東京生。1973 年東北大学工学部応用物理学科卒業, 1975 年同大学院修士課程修了。1975 年 (財) 日本情報処理開発協会入社。1984 年工学博士 (東北大学)。1986 年より東京電機大学理工学部, 現在, 同サイエンス学系教授。東京電機大学大学院理工学研究科委員長 (2001 ~ 2005 年)。ドイツ情報処理研究所 (GMD (現, Fraunhofer)) 客員教授 (1989 ~ 1990 年)。英国 Keele 大学計算機学科客員教授 (1999 年 ~)。西安科学技術大学客員教授 (2005 年 ~)。情報処理学会理事 (1999 ~ 2000 年), マルチメディア通信と分散処理研究会主査 (1997 ~ 2000 年)。情報処理学会フェロー (2000 年)。IEEE Computer Society Board of Governors (2003 年 ~)。IEEE ICDCS Program Co-chair (1998 年)。General Co-chair (2002 年)。IEEE AINA Founder および Steering Committee Chair。IEEE, ACM 各会員。