

QoS ルーティングプロトコルによる経路キャッシュ制御方式の特性とその評価

得能 正朝 大島康之 中沢 実 服部 進実

金沢工業大学工学部情報工学科

〒921-8501 石川県石川郡野々市町扇が丘 7-1

e-mail:{tokuno,yasuyuki,nakazawa,hattori}@infor.kanazawa-it.ac.jp

あらまし

近年のインターネットは、動画、音声など、様々なメディアの普及により、複数の QoS 要求を満たす経路計算が必要となる。しかし、ネットワーク規模の拡大と要求者側アプリケーションから頻繁に発生する各種 QoS 要求により、送信ルータでは経路計算による負荷集中が発生する可能性がある。この計算負荷の抑制方法として、受信ルータに LRU(Least Recently Used)方式のキャッシュを持たせ、経路情報を保存しておく方法を提案した。しかし、このキャッシュ方式を用いてもネットワーク規模が拡大するにつれ、キャッシュミス率が高くなり、送信ルータに再計算を要求するため、負荷が集中し、1 要求あたりの平均応答時間が十分に向上しない可能性がある。そこで本稿では、以前提案した QoS ルーティング方式を改良し、大規模なネットワークにおいて、1 要求あたりの平均応答時間が向上することを明らかにする。また、その有効性をネットワークシミュレーションを用いて示す。

キーワード：QoS ルーティング、キャッシュ、QoSFinder、QoS 保証

Characteristic and It's Evaluation of the Route Cache Control System by QoS Routing Protocol

MASATOMO TOKUNO, YASUYUKI OSHIMA, MINORU NAKAZAWA

and SHIMMI HATTORI

Department of Information Engineering, Kanazawa Institute of Technology

7-1 Ohgigaoka Nonoichi Ishikawa 921 - 8501, Japan

e-mail:{tokuno,yasuyuki,nakazawa,hattori}@infor.kanazawa-it.ac.jp

Abstract

The routing calculation that meets two or more QoS requirements will be needed in the next generation Internet due to the penetration of multimedia including voice and video. However, The sending router has the possibility to be congested by routing load concentration with various QoS requirements in accordance with the increase of many application contents. We proposed new QoS routing mechanism which the receiving router has LRU cache of the QoS routing information to avoid a load concentration. However, the average response time per demand is not improved only by this cache system, since the rate of a cache mistake become high as network scale is expanded, and load is applied to a transmitting router that re-calculation is required. In this paper, the advanced QoS routing system with virtual division mechanism is proposed for large-scale network that average response time per demand can be improved. In addition, the evaluation of this system is shown with network simulation.

Key word: QoS Routing, Cache, QoSFinder, QoS Guarantee

1. はじめに

近年、インターネットでは、動画・音声など様々なメディアの普及に伴い、ネットワーク効率化のみならず、ネットワークの利用者から要求されるQoS(Quality of Service)を考慮した経路計算が必要となってきた。[1]

End-to-End間ではサービスを提供するSourceと、サービスを受けQoS要求をするアプリケーションを持つDestinationの関係がある。そのEnd-to-End間における、ネットワーク上のQoS全体を考慮するような経路制御を行うためには、Source側でネットワーク全体の経路を管理するようなSource Routing方式が有効であり、このようなアルゴリズムとしてQoSFinderが提案された。[2]

QoSFinderは利用者の要求品質を保証し、ネットワーク資源を有効利用するが、これらの制御は全てSource側で行う必要がある。また、サービスアプリケーションから頻繁に発生するQoSルーティング要求や要求者が求める連続メディアがSource側に集中しやすいことから、Source側のCPUに対して負荷集中を起こす原因となる。そこでQoSFinderにより生成された経路情報をDestination側ルータにLRU方式のキャッシュを持たせることで、経路の再計算を削減するメカニズムを提案した。[3]

しかし、End-to-End間のネットワーク規模が拡大したとき、1回の経路計算にかかる計算量が膨大になり、また、キャッシュミス率が高くなる[3]。結果として、キャッシュミス時における再計算がSource側のCPUに対して負荷集中を発生し、分散型QoSルーティング方式においても、1要求あたりの平均応答時間が十分に向上しない可能性がある。

そこで本稿では、ネットワークを仮想的に分割し、キャッシュミス時における再計算の負荷を抑制し、大規模なネットワークにおいても、1要求あたりの平均応答時間が向上することを明らかにする。

2. QoS ルーティング方式

本論文では、計算負荷を抑制する方法として、我々が以前提案した分散型QoSルーティング方式を用いる。[3]

2.1. 分散型 QoS ルーティング方式

本方式ではQoS経路制御のアルゴリズムとしてQoSFinderを使用した。QoSFinderは、QoSを満たした経路を検索する。しかし、要求側アプリケーションから頻繁に発生するQoS要求によってQoSFinderによる計算に負荷が集中する。そこで本章では、その計算の負荷を抑制する、分散型QoSルーティング機能について述べる。

2.2. 前提条件

分散型QoSルーティング方式を採用するための前提条件について述べる。

サービス提供するサーバとQoS要求するアプリケーションのEnd-to-End間でネットワーク上のQoS全体を考慮するような経路制御をするためにはSource側でネットワーク全体の経路の管理する必要がある。そのため、本方式では経路決定方式としてSource Routing方式を採用した。また、経路制御プロトコルとして、リンク状態アルゴリズムを採用する。これは、各リンクの状態などのネットワーク資源が動的に変化するため、各ルータは隣接ルータへリンクの情報を定期的に交換する。そして、個々のルータは送られてくる情報をもとにネットワークトポロジーを取得し最短経路を求めるものである。各ルータがネットワークQoSの状況把握を考慮すると、リンク状態やネットワーク資源とその変動を各ルータに反映されるまで時間を短くする必要がある。

また、帯域保証型ネットワークやRSVP(Resource ReSerVation Protocol)などの帯域予約プロトコル上での動作を前提としている。RSVPでは、各RSVPクライアントから中継ルータに対し、予約すべき帯域を指定したResvメッセージを定期的送信する。中継ルータは、Resvメッセージを基に各クライアントへの経路の帯域幅を予約し、Resvメッセージを集約して上流のResv中継ルータに送信する。SourceルータにResvメッセージが到着するまでの帯域が予約される。予約すべき帯域を各ルータの上位RSVPクライアントに通知すればよい。

2.3. システム構成

Destination側ルータは、図1のように、利用者のQoS要求を満たす経路を検索するキャッシュシステムがある。システムは、利用者のQoS要求を満たす経

路を検索する QoS Search Module、経路がネットワーク QoS を満たしているか判断する QoS Check Module から構成されている。

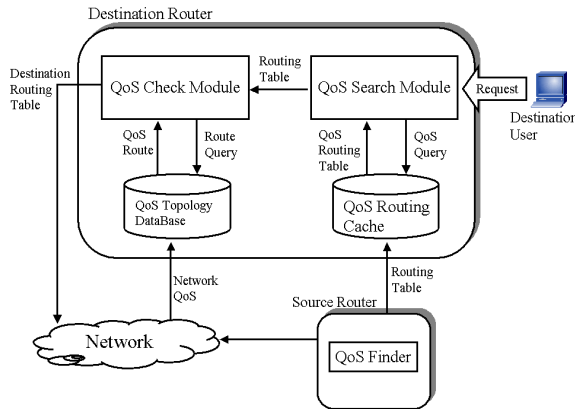


図 1: Destination のキャッシュシステムの構造

次に、処理の流れについて説明する。Source 側ルータに QoSFinder を使用している。分散型 QoS ルーティング機能は、Destination 側ルータにあり、図 2 に示す処理の流れを繰り返すことによってキャッシュへ経路情報が保存されていく。

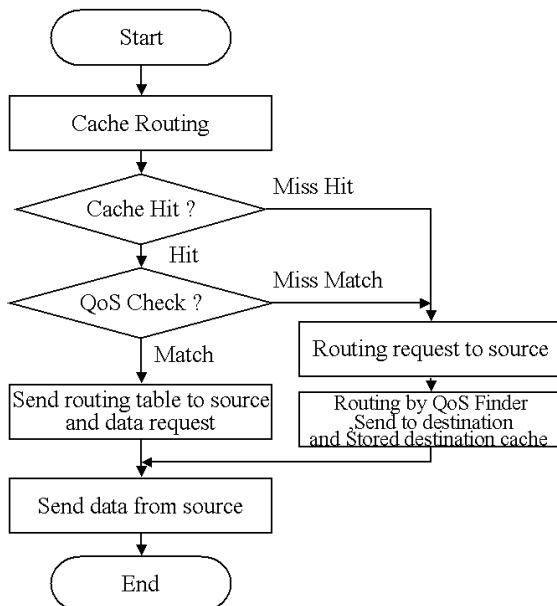


図 2: 分散型 QoS ルーティングのフローチャート

以下にフローチャートの流れについての説明を行う。

- Destination 側のアプリケーションから QoS 要求により、Destination ルータ内のキャッシュに保存されている経路情報を検索する。
- キャッシュにヒットしない場合、Source ルー

タへ経路計算の要求を出す。QoSFinder で取得した経路情報を Destination ルータへ送信し、更に Source ルータからデータを送信する。

- キャッシュにヒットした場合、Destination 内での探索によって得られていた経路情報がネットワーク QoS に適合するかが調べる。

つまり、経路情報がネットワーク QoS を満たしているものであるか、QoSTopologyDataBase によって経路の要求値が利用者の要求を満たしているかどうかを調べる。これはネットワーク QoS が変化し続けているために、キャッシュ内の経路情報が適合できなくなる可能性があるためである。

- ネットワーク QoS に適合しない場合は、キャッシュにヒットしない処理をする、つまり、Source ルータの QoSFinder への経路計算を要求する。
- ネットワーク QoS に適合した場合は、経路情報をルータへ転送し、データ転送の依頼を行うと共に、QoS 要求を満たす該経路情報をキャッシュに格納する。

2.4. QoS Search Module

経路情報の保存とその検索方法であるキャッシュ制御の構造を図 3 に示す。キャッシュ内の経路情報は、LRU 法によって取り出されている。その内部の検索は、最新の QoS によって計算された経路を対象に、ネットワーク QoS 条件を満足する経路として優先的に使用される。

$$R_t \leq C_t \cap R_d \geq C_d \quad (1)$$

R: 利用者の QoS 要求

C: キャッシュに保存している QoS

(t: 帯域、d: 遅延)

式(1)によって、QoS 要求を満たす経路の検索を行い、ヒットした場合、新しいルートとしてキャッシュの先頭へ格納する。このことにより、使用頻度の高い QoS ルーティング情報ほど検索順位が高くなる。つまり、古くなって、使用されなくなった情報はキャッシュサイズを超えると削除されていく。

これにより、キャッシュ内部の情報は頻繁に使用される新しい経路が残る。ヒットしない場合、QoSFinder により計算された新しい経路情報が格納

される。キャッシュの要素となる経路情報は、Source アドレス、利用者の QoS 要求、Source までの経路が含まれる。

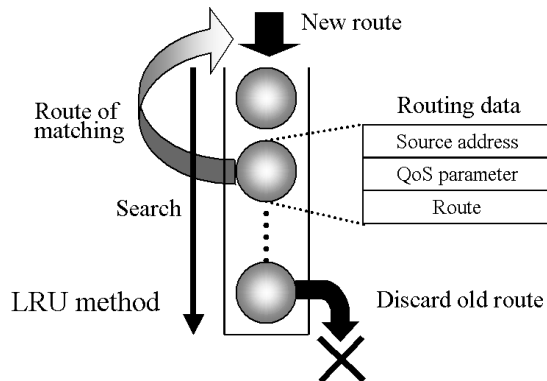


図 3: キャッシュ制御の構造

2.5. QoS Check Module

各ルータは、ネットワーク QoS 値やトポロジーなどの変化するネットワーク全体の状態を定期的に把握している。キャッシュ内部でヒットした QoS 要求を満たす経路の候補は、ネットワークの変化に対応できてない可能性がある。そこで、ネットワーク QoS や候補経路の QoS 値を算出し、式(2)によって経路の候補がネットワーク QoS 値を満たしていればキャッシュヒットによる経路決定となる。

$$C_t \leq N_t \cap C_d \geq N_d \quad (2)$$

N: ネットワーク QoS

C: キャッシュでヒットした経路の QoS

(t: 帯域、d: 遅延)

実際の経路計算では、最適な経路検索するために、全ての起こりうる経路の QoS 値を算出しなければならないが、本方式では経路となりうる QoS 経路の検索選択処理に置き換えることができる。

2.6. 分散型 QoS ルーティングの評価

我々の提案した分散型 QoS ルーティングの評価をネットワークシミュレーター(NS-2)を用いて行った。

2.6.1. シミュレーション条件

本シミュレーションでは、図 4 のような格子状のネットワークを構築した。各リンクの QoS 値の変化につ

いては表 1 に示し、利用者の QoS 要求は表 2 に示した。リクエスト回数は 1000 回、キャッシュサイズは 50 個にした。

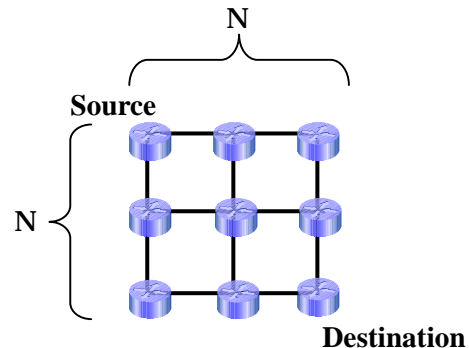


図 4: N x N の格子状ネットワーク

表 1: リンク当りのネットワーク QoS 設定値

	Throughput	Delay
最小値	0 kbps	1 ms
最大値	320 kbps	10 ms
平均値	160 kbps	5 ms

表 2: 利用者の QoS 範囲

Throughput	Delay
1 ~ 100 kbps	50 ~ 55ms
100 ~ 200 kbps	50 ~ 55ms
200 ~ 300 kbps	50 ~ 55ms

2.6.2. シミュレーションによる評価

本方式の分散型 QoS ルーティングを評価するため下記のようにシミュレーションを行った。

- ネットワーク規模を図 4 のように 3 x 3(N=3)にし、利用者の QoS 要求を表 2 のように Throughput を 1 ~ 100kbps、100 ~ 200kbps、200 ~ 300kbps のヒット率の変化(図 5)
- 利用者の QoS 要求を表 2 の 1 ~ 100kbps にし、ネットワーク規模を図 4 のように 3 x 3、6 x 6、9 x 9 のヒット率の変化(図 6)
- 利用者の QoS 要求を表 2 の 1 ~ 100kbps にし、ネットワーク規模を図 4 のように 3 x 3、6 x 6、9 x 9 の 1 要求あたりの平均応答時間(図 7)

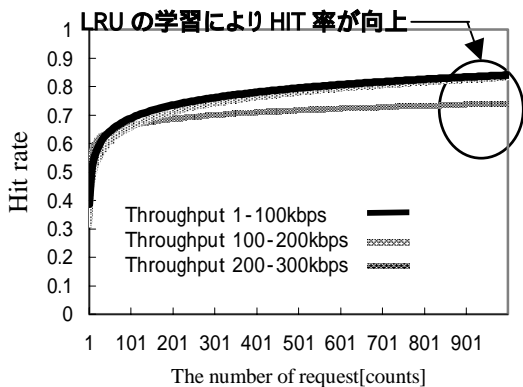


図 5: QoS 要求(Throughput)のヒット率

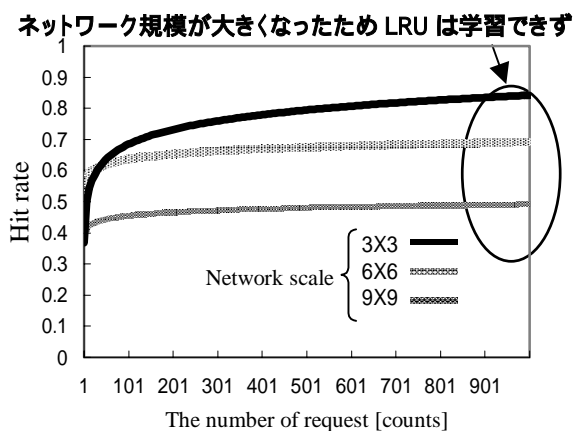


図 6: ネットワーク規模とヒット率

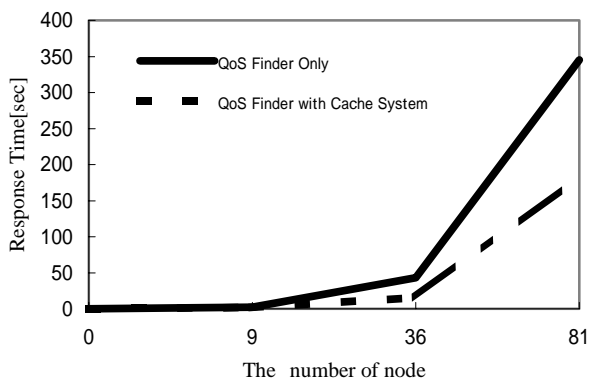


図 7: 1 要求当たりの平均応答時間

図 5 において、QoS 要求が高くなったとしても HIT 率が低下することなく 70%~80%の高い値に収束していることがわかる。これは、キャッシュシステムが LRU 方式を用いているため、キャッシュ内部によく利用される経路情報が特定できることにより学習効果が得られ、ヒット率が高く収束すると

考えられる。

図 6 は、ネットワーク規模を変化させヒット率の変化を示したものである。この結果からわかることはネットワークが大きくなることでヒット率が低下していることがわかる。これはネットワーク規模が大きくなったため、経路情報が特定できず、キャッシュシステムの LRU が学習できなかったと考えられる。

図 7 は、ネットワーク規模に対する 1 要求あたりの平均応答時間を測定したものである。この結果から、Source 側のノードに対して QoSFinder の経路計算を抑制し、1 要求あたりの平均応答時間を小さくすることが可能となったが、ネットワーク規模が大きくなるにつれ 1 要求あたりの平均応答時間が大きくなることわかる。これは、図 6 で示したとおり、ネットワーク規模が大きくなるにつれヒット率が低下しているため、Source 側のノードに再計算の要求を出す機会が多くなり、1 要求あたりの平均応答時間が大きくなると考えられる。

3. 大規模ネットワークの適応

我々が提案した分散型 QoS ルーティング方式のみでは、前節で述べたとおり大規模なネットワークにおいてはその効用が薄れることが考えられる。

そこで本章ではネットワークを仮想的に分割し Source 側のノードの計算負荷を減らし、1 要求あたりの平均応答時間を向上させ、分散型 QoS ルーティング方式を大規模なネットワークに適応させる手段について述べる。

3.1. ネットワーク仮想分割

ネットワークの障害検出時における再計算の負荷を抑制するために、ネットワークを階層的または仮想的に分割することが有効であると言われている。[5]

そこで本研究では、分散型 QoS ルーティングにおいて、キャッシュミス時における再計算の抑制をするために、ネットワークを仮想的に分割する方式を用いた。

ネットワークを仮想的に分割する方式について説明する。あるネットワークにおいて Source と Destination が決定した時に、Source 側ノードは OSPF によってネットワークのノード数がわかり、ホップ数の小さい順に OSPF エリア内の半数のノードを抽出し、これらのノードと Source 側ノードからなるネットワークをローカルサブエリア、残りのノードからなるネットワークをリモートサブエリアと呼ぶ。リモートサブエリアに隣接するノードを SBN(Subarea Border Node)と呼ぶ。実際の経路計算は Source 側ノ

ードから SBN までの経路、SBN からリモートサブエリア内の各ノードへの経路を別々に計算し、Source ノードの計算負荷を抑制する(図 8)[5]。

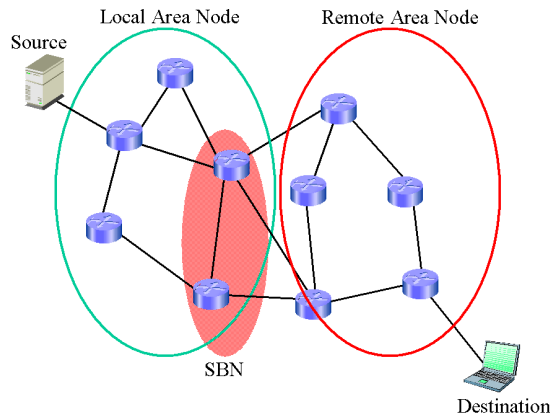


図 8: ネットワーク仮想分割

3.2. ネットワーク仮想分割の評価

本方式を評価するためにネットワークシミュレーター(NS-2)を用いた。ネットワークモデルは図 4 に示したモデルである。リンク当たりのネットワーク QoS 値は表 1 のようにし、利用者の QoS 範囲は表 2 のようにした。ネットワーク規模は 3×3、6×6、9×9 にし、1 要求当たりの平均応答時間の計測結果を図 9 に示す。

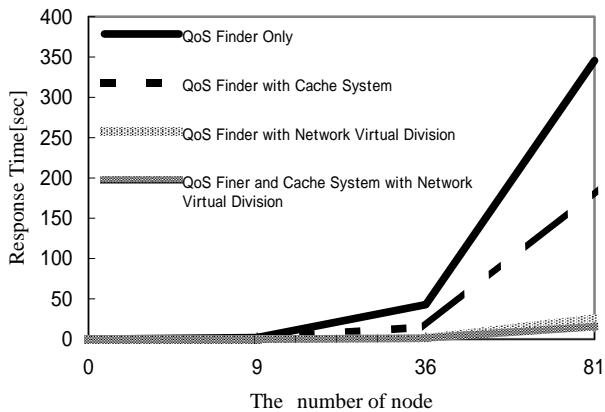


図 9: 1 要求当たりの平均応答時間

図 9 はノード数に対する、QoSFinder のみの場合、QoSFinder と本方式のキャッシュシステムの場合、QoSFinder とネットワーク仮想分割を用いた場合、QoSFinder とネットワーク仮想分割を用い、かつ、キャッシュシステムの場合における、1 要求当たりの平均応答時間を示したものである。これらの結果から大規模なネットワーク環境において、ネットワークを仮想的に分割することにより、経路の再計算の負荷を減らし、1 要求当たりの平均応答時間を抑制することが

可能となった。しかし、ネットワーク仮想分割を用いることで、ネットワーク規模が大きくなるにつれ、ネットワークを分割する時間を要することが考えられる。

4. まとめ

我々は、QoS 経路計算の計算負荷を抑制する方法として、分散型 QoS ルーティング方式の提案を行ってきた。しかし、該方式のみではネットワーク規模が大きくなると Source 側のノードに多大な負荷が発生し、1 要求当たりの平均応答時間の低下することがわかった。そこで本稿では、分散型 QoS ルーティング方式と、ネットワークを仮想的に分割する手法を組み合わせることにより、1 要求当たりの平均応答時間が向上することを明らかにした。つまり、分散型 QoS ルーティング方式においてネットワーク仮想分割は有効的だといえる。

今回、分散型 QoS ルーティングにおいて、2 分割のネットワークしか定量的に評価していないため、今後は、ネットワークを多分割の方式の定量的な評価が必要である。

謝辞 本研究は、通信・放送機構の地域提案型研究開発制度の支援を受けて実施された。ここに記して謝意を表す。

参考文献

- [1] 佐藤 純、橋本浩二、柴田義孝：連続メディア転送における動的レート制御について、マルチメディア通信と分散処理、pp85-90(Dec.1997)
- [2] Ronny Vogel ,Ralf Guido Herrwich ,Winfried Kalfa ,Hartmut Wittig and Lars C. Wolf : QoS-Based Routing of Multimedia Streams in Computer Network ,IEEE Journal on Selected Areas in Communications ,vol 14 ,No.7,September 1996
- [3] 中沢 実、服部進実:自己組織化メカニズムによる分散型 QoS ルーティング方式、情報処理学会論文誌、vol41、No2、pp333-343(Feb 2000)
- [4] Atsushi Iwata and Norihito Fujita: A Hierarchical Multilayer QoS Routing System with Dynamic SLA Management, IEEE JOURNAL ON SELECTED AREAS IN COMMUNICATION, VOL.18, NO.12, DECEMBER 2000
- [5] 藤田範人、岩田淳、村瀬勉: QoS ルーティングプロトコルにおける適応的な複数経路計算方式、電子情報通信学会,pp.487-492, 2000-3