

IP マルチキャスト環境における複製動画サーバ選択アルゴリズム

廣 森 聡 仁[†] 山 口 弘 純[†] 安 本 慶 一^{††}
東 野 輝 夫[†] 谷 口 健 一[†]

本論文では、IP マルチキャストネットワークにおいて、複数の動画サーバがそれぞれ同一動画を複数の異なる品質レベルで符号化して個別のマルチキャストストリームとして配送する状況で、各受信者は自身で収集可能なネットワーク情報から、なるべく高く安定した品質が得られるストリームを自律的かつ動的に選択する方式を提案する。各受信者は、全ストリームについてそれらのサーバから自身への配送経路とその経路上でのそれらのストリームの到着パケット数に関する情報を IGMP により定期的に取得し、それらの情報をストリーム選択に利用することで、得られる品質がなるべく高く、かつ（ストリーム間の帯域競合が発生している場合には）それが速やかに解消するようにする。ネットワークシミュレータを用いた実験結果から、中間ルータでの到着パケット数の情報を用いない単純な方式と比較し、より高品質のストリームを安定して受信できていることが分かった。

A Selection Algorithm for Replicated Video Servers on IP Multicast

AKIHITO HIROMORI,[†] HIROZUMI YAMAGUCHI,[†] KEIICHI YASUMOTO,^{††}
TERUO HIGASHINO[†] and KENICHI TANIGUCHI[†]

In this paper, under the assumption that there exist replicated servers on an IP multicast network, each of which encodes the same video into the ones of different quality levels and continuously transmits them as different multicast streams, we propose a new technique for each receiver to select a suitable stream that possibly provides the high quality of the video to the receiver. In our selection algorithm, receivers periodically collect the packet count information (the numbers of arrival packets) of each multicast stream at the routers between its sender and the receiver, using an IGMP facility. Then each receiver migrates to a new stream to obtain the better quality, depending on the quality of the current stream at the receiver and the collected packet count information. Although each receiver's behavior is fully independent of the others, our server selection algorithm autonomously dissolves congestion states so that the totally achieved quality at all the receivers can be as high as possible. Our experimental results using the network simulator have shown that our method could achieve the much higher quality and stability at each receiver in average than a general selection algorithm where the packet count information is not used.

1. ま え が き

近年のネットワーク基盤の整備発展にともない、近い将来、ライブ中継やビデオオンデマンドなど、多くの動画コンテンツがネットワーク上で配送されることが予想される。しかし、一般に動画コンテンツは比較的大容量であるため、動画配信サーバに多数のアクセスが集中するような場合にはネットワーク帯域

を圧迫する。このような問題に対し、同一の動画コンテンツをネットワーク上の異なる複数のサーバに配置することで、サービス提供者は単一サーバへのアクセス集中によるサーバ負荷上昇やネットワーク帯域の競合発生を抑えることができ、各受信者もコンテンツを高品質で受信できるサーバをネットワークの状態に応じて選択することができる。これまでに、受信者がどのようにネットワーク情報（帯域、トポロジ、配送遅延など）を収集し、またその情報に基づいてどのように適切なサーバを選択すべきかの方式について多くの研究がなされている。

従来のサーバ選択方式に関する研究では、扱うコンテンツとして WWW ドキュメントなどオンデマンド

[†] 大阪大学大学院基礎工学研究科情報数理系専攻
Graduate School of Engineering Science, Osaka University

^{††} 滋賀大学経済学部情報管理学科
Faculty of Economics, Shiga University

型の蓄積メディアを対象としていたため、ユニキャストサーバを仮定したものがほとんどであった^{1),4)}。これに対し、放送型のメディア配送では帯域を浪費しないマルチキャスト通信^{2),10)}が有用であると考えられ、最近になり複製されたマルチキャストサーバを対象としたサーバ選択方式がいくつかの文献で発表され、注目を集めつつある^{3),8),12)}。しかし、これらの方式はネットワークポロジや各リンクでのメディア配送状況などのネットワーク情報があらかじめ収集されたもとで、あるコスト基準(リンク利用コストなど)を最適または準最適とするよう全受信者またはその一部の受信サーバを同時に決定することを主題としている。しかし、インターネットなどのオープンなネットワークでは、各受信者は自律的に振る舞いかつネットワーク情報の取得も容易ではないと考えられるため、これらの方式は単純には適用できない。また、各受信者の利用可能帯域はそれぞれ異なりかつ一定ではないため、動画配信においては、各受信者は複製サーバのみならず現在の利用可能帯域に応じた動画画像符号化の詳細度(解像度などのレベル、以下品質レベル)が選択可能であることが望ましく、またなるべく安定かつ高い品質レベルで受信するためのサーバおよび品質レベルの適切な選択方針も望まれる。

本論文では、IP マルチキャストネットワークにおいて、複数の動画画像サーバがそれぞれ同一動画を複数の異なる品質レベルで符号化して個別のマルチキャストストリームとして配送する状況で、各受信者は自身で収集可能なネットワーク情報から、なるべく高く安定した品質が得られるストリームを自律的かつ動的に選択する方式を提案する。各受信者は、全ストリームについてそれらのサーバから自身への配送経路とその経路上でのそれらのストリームの到着パケット数に関する情報を定期的に取得し、それらの情報をストリーム選択に利用することで、得られる品質がなるべく高く、かつ(ストリーム間の帯域競合が発生している場合には)それが速やかに解消するようにする。

マルチキャストルータはそれを介して配送されるマルチキャストストリームごと、一定時間中に受け取ったパケット数(到着パケット数)を記録しており、各受信者はIGMP(Internet Group Management Protocol)⁶⁾のmtrace queryメッセージを利用し、全ストリームについてそれらのサーバから自身へのマルチキャスト配送経路とそれらの経路上の各マルチキャストルータへの到着パケット数に関する情報を定期的に取得できるとする。このもとで、各受信者は動画をなるべく高い品質レベルでかつ安定して受信するた

めに、現在受信中のストリームの(その受信者への)パケット到着率が十分高い場合はより品質レベルが高いストリームを選択対象とし、一定率を下回る場合は現在と同じ品質レベルの他のストリームもしくは品質レベルの低いストリームを選択対象とする。それらの選択対象から、受信する際に既存の配送木からの接ぎ木が開始されるルータ(接ぎ木ルータ)までのホップ数が少なくかつ接ぎ木ルータですでに安定したパケット到着率が実現されているストリームを選択することで、実際に得られる品質がなるべく高くなるよう工夫する。また上述の取得情報からあるルータでの複数のストリームのパケット到着率の低下(ストリーム間帯域競合)を検知した各受信者は、そのルータにおいて帯域競合が解消されかつ可能な限り品質レベルの高いストリーム群が残された配送状態(競合解消状態)を計算する。そして、その状態に移行するようにそれぞれがストリーム選択を行うことで、ストリーム間帯域競合を自律的にかつ速やかに解消できる。ネットワークシミュレータ^{ns¹¹⁾}を用いたシミュレーション実験による性能評価を行った結果、受信者ホストでの受信ストリームのパケット到着率のみからストリームを選択する単純な方式と比較して、受信者全体として高い品質レベルおよび安定性を実現できたことが分かった。

本論文は以下のように構成する。2章では提案するストリーム選択方式の概要と例を述べる。3章では選択アルゴリズムの形式的な記述を与える。4章ではシミュレーション実験による性能評価について述べ、5章で本論文のまとめを述べる。

2. 提案するストリーム選択方式

2.1 ネットワークモデル

提案方式では任意の連結無向グラフで表現されるネットワークを対象とし、グラフの各ノードはマルチキャストルータを表す。動画画像コンテンツを配送するサーバは複数存在し、各サーバ S_i はグラフ上のいずれかのノードにLANを介して接続している。各サーバは同一の動画画像コンテンツを L 段階の異なる品質レベルで符号化し、個別のマルチキャストグループを介して品質レベルごとに固定のビットレートで配送する。以下ではこの品質レベルを自然数で表し、1は最低品質、 L は最高品質を表す。サーバ S_i から配送される品質レベル l の動画画像データストリームを単にストリームとよび $st_{i,l}$ で表す。動画画像の各受信者 R_j もいずれかのノードに接続しているものとし、各ストリームのサーバ S_i から受信者 R_j への配送経路($path_{i,j}$ で表す)上の各マルチキャストルータが計測するその

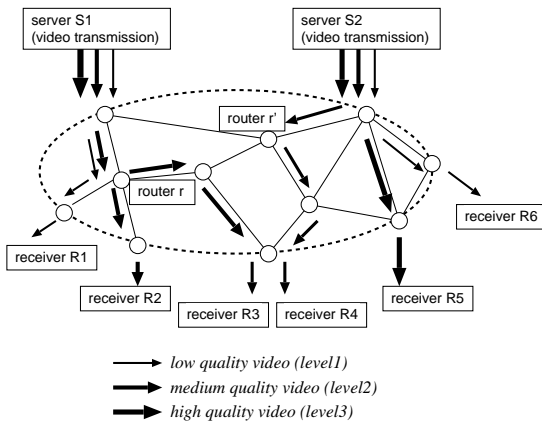


図1 複製ストリームによる動画配信

Fig. 1 Video distribution by replicated streams.

ストリームの到着パケット数 (IP パケット数) を一定時間間隔で取得しているとする。また、各受信者は各ストリームの送信ビットレートをあらかじめ知っているとして仮定する。各受信者が任意の時点において受信可能なストリームはいずれか 1 つであるとする。

図 1 は提案方式が対象とする配信方式の例である。この例では 2 つのサーバ S_1 , S_2 がそれぞれ同一の動画コンテンツをレベル 1, レベル 2, レベル 3 の 3 つの品質レベル (この例ではそれぞれ低品質, 中品質, 高品質) でマルチキャスト送信しており, 受信者 R_j ($j = 1 \dots 6$) はそれぞれあるサーバからのある品質レベルのストリームを受信している。たとえば R_1 はサーバ S_1 からのレベル 1 のストリーム $st_{1,1}$ を, R_5 は $st_{2,3}$ を受信している。

2.2 マルチキャストパケット監視

IGMP を用いた IP マルチキャストトラフィック監視用のツールがいくつか開発されている。その 1 つである mtrace⁷⁾ はマルチキャストグループアドレスとサーバホストアドレスを指定することで, サーバホストから mtrace を実行する受信者ホストまでのマルチキャスト配送経路およびその経路上の各マルチキャストルータが保持する入出力パケット数を取得することができる。

mtrace が実行されると, 引数として指定されたマルチキャストグループアドレスとサーバホストアドレスを持ち, 8 ビットの IGMP タイプフィールドに 0x1F が指定されたメッセージ (mtrace query メッセージ) が受信者と同じ LAN のマルチキャストルータに対して送信される。この IGMP タイプをサポートするマルチキャストルータはそのマルチキャストグループに関する情報 (通常は入出力パケット数) をそのメッセー

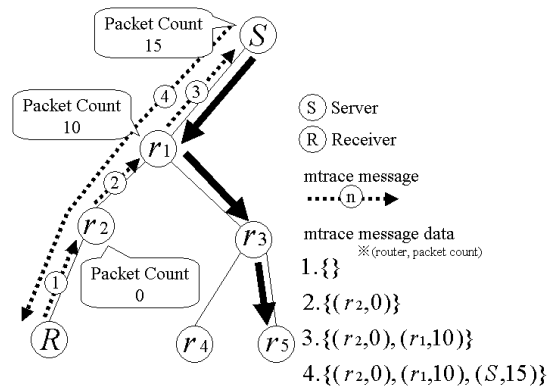


図2 mtrace の実行例

Fig. 2 Operation of mtrace.

ジに追加し, 指定されたサーバホストへ向かう上流リンクへ転送する。これがサーバホストに到着するまで繰り返される。サーバホストに到着したメッセージはタイプフィールドに 0x1E が設定され, ユニキャスト経路に従い受信者に送り返される。mtrace の実行例を図 2 に示す。

なお, MBONE で利用されるマルチキャスト経路制御プロトコル DVMRP¹⁴⁾ の UNIX 上の実装である mrouted⁵⁾ も含め, 現在市販されている多くのルータがこれら監視用の IGMP メッセージタイプに対する処理機能を実装している。

2.3 提案方式の概要

提案方式では, 各受信者 R_j は各ストリーム $st_{i,l}$ ごと, その配送経路情報 $path_{i,j}$ とその経路上の各マルチキャストルータが計測する到着パケット数情報をもとに, 動画をなるべく高い品質レベルでかつ安定して受信するため, 現在受信中のストリームの (その受信者への) パケット到着率に応じて適切な品質レベルのストリームを選択する。ただしこの際には, ストリームを受信する際に既存の配送木からの接ぎ木が開始されるルータ (以下接ぎ木ルータとよぶ。たとえば図 2 のストリームの受信者 R に対する接ぎ木ルータは r_1) においてすでに安定したパケット到着率が実現されており, かつ接ぎ木ルータまでのホップ数なるべく少ないストリームを選択することで, 選択後に実際に得られる品質がなるべく安定するよう工夫する。

たとえば図 1 において, 受信者 R_1 での $st_{1,1}$ のパケット到着率が十分安定していると判断できた場合には, R_1 はより高い品質で動画を受信するためレベル 2 のストリームを受信しようと試みる。 R_1 は各ストリーム $st_{i,2}$ ($i = 1, 2$) について, 配送経路 $path_{i,1}$ 上にある接ぎ木ルータでの $st_{i,2}$ のパケット到着率を

前述の取得情報を用いて計算する（具体的な計算方法は 3 章参照）。

接ぎ木ルータでのパケット到着率は、実際に受信した際にその受信者において実現されるパケット到着率の上限であり、接ぎ木ルータから受信者までの他のトラフィックに影響を受けることを考慮する必要がある。提案方式では動画像の再生にほとんど問題がないと判断できるほど十分高いパケット到着率を表す基準値を定めている。接ぎ木ルータでのパケット到着率がこの基準値以上であるストリームのうち、接ぎ木ルータから受信者までのホップ数が最小であるものを選択することで、そのストリームが他のトラフィックの影響を受ける可能性がなるべく低くなるようにしている。この例では R_1 に対する $st_{1,2}$ の接ぎ木ルータ r は 1 ポップ、 $st_{2,2}$ の接ぎ木ルータ r' は 3 ホップであるため、それらのルータにおける $st_{1,2}$ 、 $st_{2,2}$ のパケット到着率がいずれも上述の基準値を上回っている場合には R_1 は $st_{1,2}$ を選択する。

また逆に、たとえば図 1 において、 R_5 での $st_{2,3}$ のパケット到着率が上述の基準値を下回った場合、 R_5 はなるべく品質レベルを維持しながらより安定した品質で動画像を受信するため、現在と同じ品質レベル 3 の他のストリーム $st_{1,3}$ あるいはレベル 2 のストリーム $st_{1,2}$ 、 $st_{2,2}$ から、接ぎ木ルータで上述の基準値以上のパケット到着率を実現しており、かつ品質レベルがなるべく高いものを選択する。この例ではそれらのパケット到着率がすべて上述の基準値を上回っていれば、レベル 3 の $st_{1,3}$ を選択する。

また、ストリーム間で競合が発生している場合には現在の各受信者の品質レベルをなるべく維持しながらそれをなるべく速やかに解消することが望ましい。たとえば R_2 での $st_{1,2}$ のパケット到着率が低下し、かつ R_2 は $path_{1,2}$ 上のルータ r において $st_{1,2}$ および $st_{1,1}$ のパケット到着率がともに 70% と低くなっていることを上述の取得情報から知ったとする。ここで r を介して $st_{1,1}$ を受信する R_1 、および $st_{1,2}$ を受信する R_3 でのそれらのストリームのパケット到着率も低下しているため、 R_1 、 R_3 も r でのパケット到着率が低くなっていることを同様に知るはずである。これらの受信者は、 r の上流ルータでの $st_{1,1}$ 、 $st_{1,2}$ のパケット到着率が低くなっていなければ、 r におけるパケット到着率低下はルータ r での輻輳により $st_{1,1}$ および $st_{1,2}$ のパケットが損失している結果であると判断する。ここで、 $st_{1,1}$ 、 $st_{1,2}$ の送信レート（こ

ではそれぞれ 640 kbps、960 kbps とする）を各受信者はあらかじめ知っているとして仮定しているため、受信者 R_1 、 R_2 、 R_3 は、 r でのそれらのパケット到着率 70% から、 $st_{1,1}$ と $st_{1,2}$ が r で利用可能な帯域はおおよそ $960 \times 0.7 + 640 \times 0.7 = 1120$ kbps であると（それぞれが独立に）計算できる。そして、この有効帯域でパケット損失を生じることなく配送可能な品質レベル総和が最も高いストリームの組（この場合 $st_{1,2}$ ）以外のストリームは r から枝刈りされるようにそれぞれがストリーム選択を行う。この例では R_1 は枝刈りされるべき $st_{1,1}$ を受信しているため、それ以外のストリームを選択し、 R_2 、 R_3 は $st_{1,2}$ を受信し続けることで $st_{1,1}$ が一定時間経過後に r において枝刈りされる。その結果より高い品質レベルの $st_{1,2}$ を残すことができる。

3. ストリーム選択アルゴリズム

2 章で述べた IGMP mtrace query メッセージにより、各受信者 R_j は各サーバ S_i からの配送経路情報 $path_{i,j}$ の取得を含め、各ストリーム $st_{i,l}$ の $path_{i,j}$ 上の各ルータ r への到着パケット数（以下 $count_{(i,l)}@r$ で表す）の取得が可能であるとする。 $count_{(i,l)}@r$ は輻輳によりルータ r の入力キューで棄却されたパケットの数は含まないものと定義する。すなわち $count_{(i,l)}@r$ は r で実際に処理されたパケット数を表す。 R_j は上記の経路情報と各ルータでの到着パケット数をもとに以下の値を計算できる。

- 受信ストリーム $st_{i,l}$ の R_j におけるパケット到着率 $\frac{count_{(i,l)}@R_j}{count_{(i,l)}@S_i}$ 。ここで $count_{(i,l)}@S_i$ は S_i の出力パケット数を表す。LAN は十分信頼性があると仮定すれば、 $count_{(i,l)}@S_i$ は S_i と同一 LAN 上のルータへの $st_{i,l}$ の入力パケット数として得ることができる。
- R_j が $st_{i,l}$ を受信する際に、 $st_{i,l}$ の既存の配送木からの R_j までの接ぎ木が開始されるルータ。これを接ぎ木ルータとよび $gr_{(i,l),j}$ で表す。接ぎ木ルータ $gr_{(i,l),j}$ は、 $path_{i,j}$ 上のルータのうち $st_{i,l}$ の入力パケット数が 0 でなくかつ R_j に最も近いルータに相当する。
- $path_{i,j}$ 上の各ルータ r における $st_{i,l}$ のパケット到着率 $\frac{count_{(i,l)}@r}{count_{(i,l)}@S_i}$ 。

3.1 基本アルゴリズム

各受信者 R_j は受信しているストリーム $st_{i,l}$ のパケット到着率に応じて別のストリームを選択するか、現在受信しているストリームを継続して受信するかの判断を一定期間ごとに行う。提案方式ではパケット到

この基準値の決定方法については 3 章で述べる。

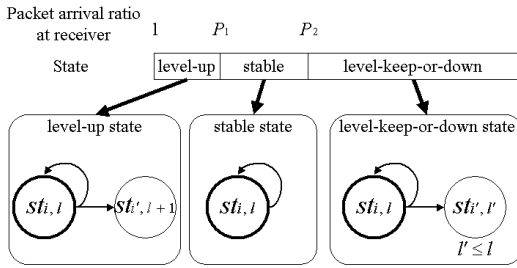


図3 ストリーム選択アルゴリズム
Fig. 3 Stream selection algorithm.

着率について2つの基準値 P_1 , P_2 を用いて, R_j の状態を (1) “品質レベル増加状態”, (2) “継続受信状態”, (3) “品質レベル維持/減少状態” の3状態に分類する(図3). ここで, P_1 はストリームの受信がほぼパケット損失をとまわずに行われており, より高い品質レベルのストリームを受信するのに十分だと判断できる値とし, P_2 は多少パケットロスが発生しているものの, 動画の再生にはほとんど影響がないと判断できる値とする.

- (1) 受信ストリーム $st_{i,l}$ のパケット到着率が P_1 ($0 < P_1 \leq 1$) 以上である受信者 R_j は“品質レベル増加状態”に属する. この場合, R_j は, 品質レベル $l+1$ の各ストリーム $st_{i',l+1}$ の接ぎ木ルータ $gr_{(i',l+1),j}$ におけるパケット到着率が後述する P_2 以上であるストリームのうち, $gr_{(i',l+1),j}$ から R_j までのホップ数が最小であるストリームを選択する. そのようなストリームが存在しない場合には R_j は $st_{i,l}$ を継続して受信する.
一般に, ストリーム受信後の実際の品質は, S_j から $gr_{(i',l+1),j}$ までのトラフィックと $gr_{(i',l+1),j}$ から R_j までのトラフィックに影響を受ける. S_j から $gr_{(i',l+1),j}$ までのトラフィックは接ぎ木ルータでのパケット到着率で判断できるが, $gr_{(i',l+1),j}$ から R_j までのトラフィックは予測することが難しいため, 提案方式では接ぎ木ルータから受信者までの距離(ホップ数)が小さいほどトラフィックによる影響は少ないと判断し, その距離が最も小さいストリームを選択する.
- (2) 受信ストリーム $st_{i,l}$ のパケット到着率が P_2 ($0 < P_2 < P_1$) 以上 P_1 未満である受信者 R_j は“継続受信状態”に属する. この場合, R_j は $st_{i,l}$ を継続して受信する.
- (3) 受信ストリーム $st_{i,l}$ のパケット到着率が P_2 未満である受信者 R_j は“品質レベル維持/減

少状態”に属する. この場合, R_j は品質レベル l' ($l' \leq l$) のストリームから, その接ぎ木ルータでのパケット到着率が P_2 以上であるストリームのうち最も品質レベルの高いストリームを選択する. そのようなストリームが一意に定まらない場合は, R_j は接ぎ木ルータから R_j までの距離が最も小さいものを選択する.

なお P_2 をほぼ 100%に近い値とすれば, 状態の良いストリームのみを選択し, パケットロスに対しても敏感に反応しストリームを再選択することになる. ただし, 提案方式で取得できるパケット到着率は比較的短期間(数秒間)の観測により得られる値であると仮定している. このため, ネットワーク負荷の一時的な変動(パース的な負荷上昇)の影響を受けて一時的にパケット到着率が低下しているものの長期間の平均値では十分安定していると見なせるストリームを不安定と見なし, 不必要に多くのストリーム再選択を行ってしまうことになる. そこで P_2 の値としては, 一時的な変動によるパケットロスを許容できるように 100%よりある程度低い値を用いることが適切であると考えられる. P_1 の値については, P_2 以上に安定したストリームを表すため, P_2 よりも大きな値を用いる. 提案方式のシミュレーション実験における P_1 , P_2 の値の決定方法は4章で述べる.

3.2 ストリーム間競合回避のためのアルゴリズム拡張

提案方式では各受信者は自身の帯域に適した安定した品質のストリームを選択できる一方, 同じ動画を配信する複数のストリームが帯域を競合し, 双方でパケットが損失することも考えられる. 提案方式ではそのような場合も, 各受信者の品質レベルをなるべく高く維持しつつ, 自律的なストリーム選択により競合を解消できるよう, 以下の工夫を行った.

今, あるルータ r でパケット到着率が P_2 未満であるストリームが複数ある場合, それらは r において帯域を競合していると考えられる. そのようなストリームの集合を ST で表す. ST に含まれるストリームを r を介して受信する各受信者 R_j における受信ストリームのパケット到着率は P_2 未満のはずであり, したがって R_j は“品質レベル維持/減少状態”にある. ここで, R_j は ST に含まれるすべてのストリームの r におけるパケット到着率を取得できることと, 各ストリーム $st_{i,l}$ の送信レート ($bw_{i,l}$ で表す) をあらかじめ知っていることと仮定していることから, R_j は以下の計算式を用いて r において ST に属するストリームが占有している帯域 B_r を推測できる.

$$B_r = \sum_{st_{k,m} \in ST} \frac{\text{count}_{(k,m)}@r}{\text{count}_{(k,m)}@S_k} * bw_{k,m}$$

次に R_j は B_r 以内で r において配送可能な ST の部分集合 ST' を求める．すなわち，

$$\sum_{st_{k,m} \in ST'} bw_{k,m} \leq B_r$$

を満足する ST' のうち，それらの品質レベル総和が最大のもの求める（同じ品質レベル総和になる集合が複数存在する場合， r におけるパケット到着率平均が最も高い集合を選択することで一意に決定できる）．各受信者はルータ r での到着パケット数に関して同じ情報を得ているため，各受信者ごと同一の決定がなされる．

この決定に対し，受信者 R_j はもし ST' に属するストリームを受信しているならそのストリームを継続して受信し， $ST - ST'$ に属するストリームを受信しているなら， ST' に属するいずれかのストリームが 3.1 節の (3) の方針に基づき決定される（ $ST - ST'$ 以外の）新しいストリームを選択する．そのようなすべての受信者が新しいストリームの選択を行った後， $ST - ST'$ に属するストリームは r において枝刈りされる．結果として r で最も高い品質レベル総和のストリーム集合 ST' のパケット到着率が回復した状態に自律的に移行でき，帯域競合が解消する．

4. シミュレーション実験

提案方式のシミュレーション実験による評価を行うにあたり，まず受信者がマルチキャストストリームの配送経路上の到着パケット数を取得するためのネットワーク層レベルのプロトコルを IP マルチキャストのツール mtrace の動作原理に基づいて設計し，それをネットワークシミュレータ ns¹¹⁾ 上に実現した．

また，3 章で説明した基準値 P_1, P_2 を定めるため，長期的にほぼ安定したパケット到着率を実現するストリームが，ネットワークの負荷によりどの程度の率まで一時的に低下するかを計測するシミュレーション実験を行った．その結果，その場合のパケット到着率低下は 90%にとどまることが分かった．一方，輻輳によるパケット到着率の低下を計測したところ，多くは 70%ほどに低下することが分かった．この結果から $P_2 = 0.9$ とし， P_1 としてはそれより大きな値（ $P_1 = 0.95$ ）として提案方式のシミュレーション実験を行った．

各受信者は，上記プロトコルのパケットを一定時間ごと（初期値 0.5 秒）に送信してそれらの情報を収集

する．このパケットによりネットワークの負荷が高くなることを避けるため，各受信者は以前送信したパケットの RTT (Round Trip Time) に基づいてこの送信間隔を動的に調整するようにした．

また，各受信者が新しいストリームを選択する間隔は 2 つのパラメータ T_{up}, T_{down} により調整する．現在品質レベル l のストリームを受信しており，品質レベル $l+1$ のストリームを新たに選択する場合，提案方式では最後の選択時から時間 T_{up} （初期値 2 秒）だけ待つものとした．この品質レベル増加が結果として失敗し，品質レベル l のストリームにすぐに戻った場合は，それ以降高い品質レベルのストリームに頻繁に移行しないように， $T_{up} = 2T_{up}$ とする．品質レベル増加が成功した場合には 2 秒に初期化する． T_{down} は現在の品質レベルと同じかより低いストリームに移行するときの待機時間であり，0.5 秒に固定した．このような品質レベル調整法は階層化マルチキャストにおける階層調整方法として文献 9) などで利用されている．

4.1 満足度の評価

提案方式において受信者全体として実際にどの程度の品質を実現できるかを調べるためのシミュレーション実験を行った．実験では，ある受信者がストリーム $st_{i,l}$ を受信した時間（ t_a ：受信開始時間， t_b ：受信終了時間）と時間 t でのパケット到着率 p_t から，そのストリームを受信したときに得られた品質を l と p_t の積の積分（ $\int_{t_a}^{t_b} l \times p_t dt$ ）として定義し，これを満足度とよぶ．実験では，提案方式に加え，全トポロジ情報をもとに満足度の総和を理論上最適となるように各受信者のストリームを固定する方式（以下，最適方式とよぶ）と，品質レベルの決定は提案手法と同じでサーバはランダムに選択する方式（以下，ランダム方式とよぶ）において，受信者全体の満足度総和を計測した．最適方式はトポロジ情報ははじめネットワークの全情報を利用するため IP ネットワーク上での適用は難しいが，本実験では提案方式を最適方式と比較することで，提案方式で得られる満足度が，あらかじめ最適にストリームを決定しておく方法で得られる最適な満足度と比較しどの程度達成されているかを調べる．また，ランダム方式は提案方式が利用しているルータでの到着パケット数情報を利用しない一般的な方式と考えられ，そのランダム方式と比較することで，提案方式で利用したネットワークの情報がどの程度満足度向上に役立つかを調べる．

この実験では，ノード数 10, 15, 20, 25 のネットワークをそれぞれランダムに 20 パターン生成し，計

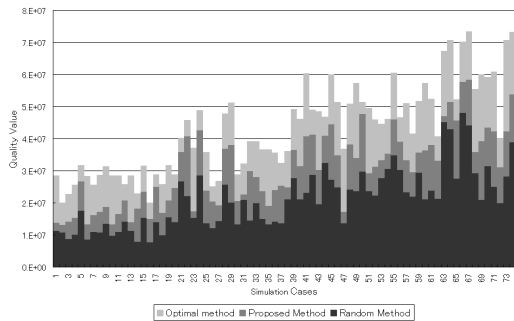


図 4 満足度総和
Fig. 4 Total sum of quality values.

80のネットワークにおいてそれぞれ90秒のシミュレーションを1回行った。各リンクの帯域は、280 kbps, 560 kbps, 1.1 Mbps のいずれかとした。各シミュレーションではサーバの数は3とし、受信者の数は総ノード数の半分とした。各サーバは品質レベル1, 2, 3の3つのストリームを送信し、それらの送信レートはそれぞれ256 kbps, 512 kbps, 1 Mbps とした。また、マルチキャスト経路制御プロトコルはDVMRPとした。

図4では、各方式で得られた満足度の総和を各シミュレーション事例ごとに示しており、縦軸が満足度の総和、横軸がシミュレーション事例番号を表す。シミュレーション事例番号は、ノード数10のネットワークで行ったものを1番から20番、ノード数15のものを21番から40番、ノード数20のものを41番から60番、ノード数25のものを61番から80番とした。グラフより提案方式(Proposed Method)の満足度は全事例において、ランダム方式(Random Method)を上回っていることが分かる。さらに、最適方式(Optimal Method)と比較した場合の平均値は提案方式が79%、ランダム方式が49%であった。これらの結果から、提案方式は配送情報の獲得を行わない通常の方法と比較し十分に大きく、かつ自律的にストリームを選択しているにもかかわらず十分最適に近い満足度を達成しているといえる。

[パケット間依存関係を考慮した満足度の評価]

一般に、動画の1フレームはそのサイズによっては複数のIPパケットから構成されることも多い。この場合、フレーム中の1つのパケットが損失することによりそのフレームは復号できず、結果として受信済みのパケットが無効になる場合も考えられる。またフレーム間に依存関係があるMPEGなどでは、さらに依存関係が複雑になる(大きくなる)と考えられ、復号に有効なパケット数は到着パケット数より少なくなると予想される。図4の実験においては、パケット間

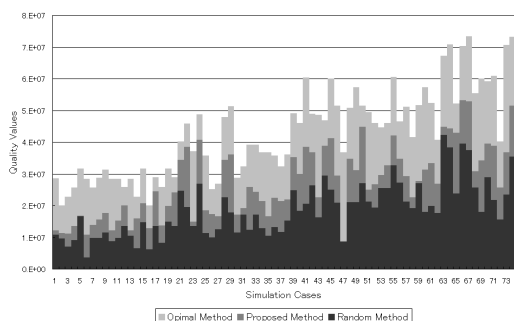


図 5 パケット間依存を仮定した場合の満足度総和 (A) フレーム間依存関係を仮定しない場合)

Fig. 5 Total sum of quality values (case (A)).

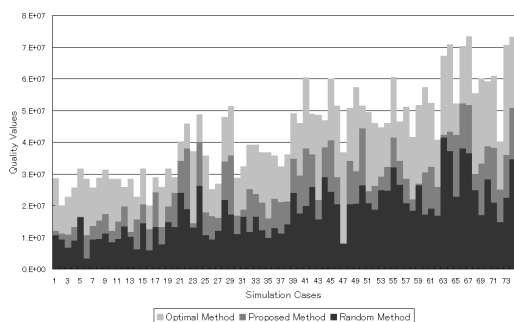


図 6 パケット間依存を仮定した場合の満足度総和 (B) フレーム間依存関係を仮定した場合)

Fig. 6 Total sum of quality values (case (B)).

の依存関係は仮定しておらず、到着パケット数を用いて満足度を定義していた。しかし、パケット間に依存関係がある場合には、実際に復号されたパケットの数(有効パケット数)を用いて満足度を測定することがより現実的であるといえる。ここでは、送信されたパケット数に対する実際に復号されたパケット数の率をパケット有効率とよぶ。新しい満足度を品質レベルとパケット有効率の積の積分と定義し、このもとで、(A)フレーム間依存がない場合と(B)フレーム間に依存がある場合について新しい満足度の総和を測定した。どちらの場合も、品質レベル1(256 kbps)、品質レベル2(512 kbps)、品質レベル3(1 Mbps)のストリームはそれぞれ2個、4個、8個のパケットで1フレームを構成するものとし、フレーム間の依存がある場合はこれに加え、8フレームをひと区切りとし先頭の1フレームを基本フレーム、それに続く7フレームは先頭のフレームに依存するものとした。新しい満足度の総和を(A)、(B)それぞれの場合について、図5、図6に示す。

これらのグラフでは、図4のグラフと同様に横軸

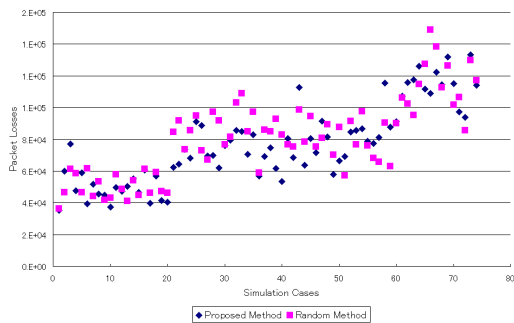


図 7 パケット損失総数

Fig. 7 Total sum of lost packets.

は事例番号を表す．得られた満足度総和は提案方式，ランダム方式いずれについても，フレーム間の依存関係の有無にかかわらず，依然提案方式の満足度総和がランダム方式を上回っており，どちらの方式についても依存関係による満足度総和の減少はほぼ同じ程度であった．以上の結果から，パケット間の依存関係が提案方式の品質に与える影響は少ないと考えられ，動画像のデータサイズや符号化方式にかかわらず提案方式は十分実用的であるといえる．

4.2 安定性の評価

4.1 節における実験において，提案手法のストリーム受信の安定性を評価するため，ルータ全体でのパケット損失総数およびストリームの再選択総数もあわせて測定した．

提案方式はランダム方式より大きい満足度総和を達成できることは示されたが，本論文では満足度をパケット到着率と品質レベルの高さの積と定義しているため，パケットがある程度損失しても受信するストリームの品質レベルが高ければ，結果として満足度が高くなる可能性がある．そこで，提案方式が，適切な品質レベルのストリームを低いパケット損失で受信していることを示すため，各シミュレーション事例における，全ルータのパケット損失総数を図 7 に示した．図 4 のグラフと同様に横軸は各シミュレーション事例番号を表す．提案方式のパケット損失総数は 80 事例中 51 事例においてランダム方式を下回っていることが分かり，全事例における平均値はランダム方式の 95% に抑えられた．このことから提案方式はランダム方式とほぼ同程度のパケット損失数でありながら，より大きな満足度総和を達成していることが確認できた．

また，提案方式とランダム方式の各事例におけるストリームの選択回数 of 全受信者での総和を図 8 に示す．横軸は事例番号を表す．すべての事例において，提案方式のストリーム再選択総数はランダム方式のそ

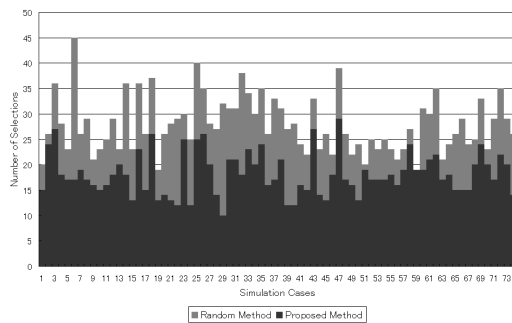


図 8 ストリーム選択回数

Fig. 8 Number of stream selections.

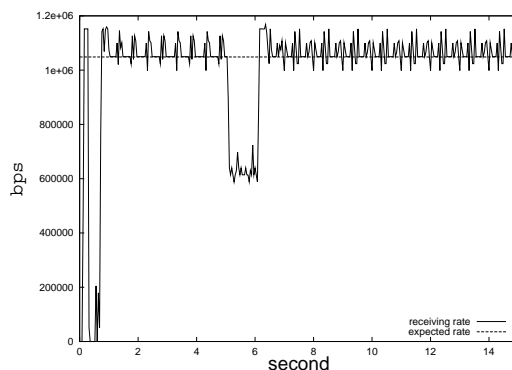


図 9 帯域変動に対するある受信者の受信レート（提案方式）

Fig. 9 Receiving rate at a receiver in proposed method.

れを下回っており，全事例における平均値はランダム方式の 65% に抑えられた．これは提案方式がネットワーク監視により得た情報を利用することで，少ないストリーム選択回数で適切な品質レベルのストリームに移行可能できたことを示している．

最後に，提案方式がランダム方式と比較し，利用可能帯域の変動に対し自律的にすばやく安定受信状態に移行できるか調べるための実験を行った．ある受信者があるサーバからある品質レベルのストリームを受信している状態で，そのストリームの配送経路上のあるリンクで実験開始から 5 秒後に 5 秒間別のストリームを流し，受信者が安定してストリームを受信できない状態を作り出す．この実験を提案方式とランダム方式について行った．それらの結果をそれぞれ図 9，図 10 に示す．横軸が実験開始からの経過時間であり，縦軸がその時刻での受信レートと受信ストリームのサーバでの送信レートを表す．提案方式とランダム方式は品質レベルの決定方法は同じであるため，いずれの方法も，別のストリームが流れ始め受信しているストリームの到着パケット率が下がると別のストリームを選択した．提案方式では到着パケット数の情報から受信し

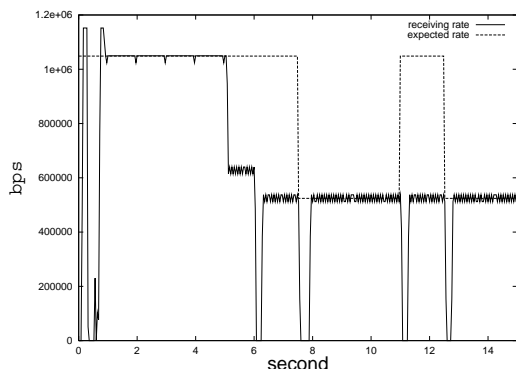


図 10 帯域変動に対するある受信者の受信レート (ランダム方式)
Fig. 10 Receiving rate at a receiver in random method.

ていたストリームと同じ品質レベルの別のストリームを 6 秒のところで選択し、それ以後そのストリームを安定して受信できている。一方、ランダム方式でも提案方式と同様に 6 秒のところで同じ品質レベルの別のストリームを選択するが、そのサーバが適切でないため、結果として安定受信できなかった。その後もストリームの選択を繰り返すが、安定受信状態に落ち着かなかつた。このように、提案方式ではランダム方式と比較し高い収束性を達成していることが分かる。

5. あとがき

本論文では、IP マルチキャストネットワーク上での複製サーバを用いた動画配信におけるサーバ選択方式を提案した。提案方式では、各複製サーバが同一コンテンツを複数の異なる品質のストリームとしてマルチキャスト配送する状況において、各受信者はサーバから受信者までの配送経路上の各ルータでの到着パケット数情報を用いて、満足される品質がなるべく高くなるようにストリームを選択する。実験結果より、提案方式は到着パケット数情報を用いない一般的な方式と比較し、高い品質で安定してストリームを受信できることが分かった。

今後の課題として、階層化マルチキャストの各層を複数のサーバが提供する配信プラットフォームと、そのもとでのサーバ選択方式についても検討していく予定である。

参 考 文 献

- 1) Carter, R. and Crovella, M.: On the Network Impact of Dynamic Server Selection, *Computer Networks*, Vol.31, No.23-24, pp.2529-2558 (1999).
- 2) Diot, C., Crowcroft, J. and Dabbous, W.: Mul-

- tipoint Communication: A Survey of Protocols, Functions, and Mechanisms, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Vol.15, No.3, pp.277-290 (1997).
- 3) Fei, Z., Ammar, M.H. and Zegura, E.W.: Optimal Allocation of Clients to Replicated Multicast Servers, *Proc. 1999 Int. Conf. on Network Protocols (ICNP '99)*, pp.69-76 (1999).
- 4) Fei, Z., Bhattacharjee, S., Zegura, E.W. and Ammar, M.H.: A Novel Server Selection Technique for Improving the Response Time of a Replicated Service, *Proc. INFOCOM '98* (1998).
- 5) Fenner, B.: IP Multicast Extensions for BSD-Derived Unix Systems Multicast Routing Daemon (1998). <ftp://parcftp.xerox.com/pub/net-research/ipmulti/>
- 6) Fenner, W.: Internet Group Management Protocol, Version 2, *Request for Comments: 2236 (RFC 2236)* (1997).
- 7) Fenner, W. and Casner, S.: A "traceroute" facility for IP Multicast, *Internet Draft* (2000).
- 8) Hiromori, A., Yamaguchi, H., Yasumoto, K., Higashino, T. and Taniguchi, K.: Fast and Optimal Multicast-Server Selection Based on Receiver' Preference, *Proc. 7th Int. Workshop on Interactive Distributed Multimedia Systems & Telecommunication Service (IDMS2000) (LNCS 1905)*, pp.40-52 (2000).
- 9) Jacobson, V., McCanne, S. and Vetterli, M.: Receiver-driven Layered Multicast, *Proc. ACM SIGCOMM '96*, pp.117-130 (1996).
- 10) Li, X., Ammar, M.H. and Paul, S.: Video Multicast over the Internet, *IEEE Network Magazine*, Vol.12, No.2, pp.46-60 (1999).
- 11) MASH Research Group University of California, B.: The Network Simulator ns-2 (2000). <http://www-mash.cs.berkeley.edu/ns/>
- 12) Riley, G., Ammar, M. and Clay, L.: Receiver-Based Multicast Scoping: A New Cost-Conscious Join/Leave Paradigm, *Proc. 1998 Int. Conf. on Network Protocols (ICNP '98)*, pp.254-261 (1998).
- 13) Shimokawa, T., Yoshida, N. and Ushijima, K.: DNS-based Mechanism for Policy-added Server Selection, *Int'l Conf. on Advances in Infrastructure for Electronic Business, Science, and Education on the Internet (SSGRR2000)* (2000).
- 14) Waitzman, D., Partridge, C. and Deering, S.: Distance Vector Multicast Routing Protocol, *Request For Comments 1075* (1988).
- 15) 廣森聡仁, 山口弘純, 安本慶一, 東野輝夫, 谷口健一: 複数のマルチキャストストリーム配信における品質満足度を考慮した中継サーバ選択方式

の提案, 情報処理学会第 62 回全国大会講演集, pp.3-419-3-420 (7T-04) (2001).

(平成 13 年 6 月 7 日受付)

(平成 13 年 12 月 18 日採録)



廣森 聡仁 (正会員)

平成 10 年大阪大学基礎工学部情報科学科中退. 平成 12 年同大学大学院基礎工学研究科博士前期課程修了. 同年同大学院基礎工学研究科博士後期課程入学. 現在, 同課程在学中. ネットワーク QoS の研究に従事.



山口 弘純 (正会員)

平成 6 年大阪大学基礎工学部情報工学科卒業. 平成 10 年同大学大学院博士後期課程修了. 工学博士. 同年オタワ大学客員研究員. 平成 11 年大阪大学大学院基礎工学研究科助手. 現在に至る. 通信プロトコルや分散システムの設計法等の研究に従事.



安本 慶一 (正会員)

平成 3 年大阪大学基礎工学部情報工学科卒業. 平成 7 年同大学大学院博士後期課程退学後, 滋賀大学経済学部助手. 現在同大学助教授. 工学博士. 平成 9 年モンリオール大学客員研究員. 通信プロトコルや分散システムの形式仕様記述・実装法に関する研究に従事.



東野 輝夫 (正会員)

昭和 54 年大阪大学基礎工学部情報工学科卒業. 昭和 59 年同大学大学院博士課程修了. 同年同大学助手. 平成 2, 6 年モンリオール大学客員研究員. 現在, 大阪大学大学院基礎工学研究科教授, 工学博士. 分散システム, 通信プロトコル等の研究に従事. 電子情報通信学会, ACM 各会員. IEEE Senior Member.



谷口 健一 (正会員)

昭和 40 年大阪大学工学部電子工学科卒業. 昭和 45 年同大学大学院博士課程修了. 同年同大学助手. 現在, 同大学大学院基礎工学研究科教授. 工学博士. この間, 計算理論, ソフトウェアやハードウェアの仕様記述・実現・検証の代数的手法および支援システム, 関数型言語の処理系, 分散システムや通信プロトコルの設計・検証法等に関する研究に従事.