

多人数参加型アプリケーションにおける 品質要求を考慮した帯域制御の一方式

坂手 寛 治^{†,*} 山口 弘 純[†] 安本 慶 一^{††}
東野 輝 夫[†] 谷 口 健 一[†]

本論文では、ネットワークの混雑時には既存ストリームに割り当てられた帯域幅の一部を横取りし、新たなストリームに帯域を割り当てる帯域制御の一方式を提案する。提案方式では、各ストリームの帯域幅が品質にどの程度影響を与えるかを表す関数と、どのストリームの品質を優先させるかを表す値とが品質要求として与えられたとき、各ストリームの帯域幅が品質要求をどの程度満足できるかを表す品質実現値を返す関数を生成する。そして、新たなストリームの生成要求に対し、必要最小限の空き帯域幅もない場合は、既存ストリームに割り当てられている帯域幅の部分的な横取りを可能とするが、その際、横取りによる品質実現値の減少が最小となるように既存ストリームからの横取り帯域幅を決定する。提案方式を実装し、MPEG1 ビデオのストリームに対して品質要求を与え、新規ストリームの生成要求を順次発生させながら既存ストリームの再生フレームレートを測定したところ、品質要求を反映し、かつ従来方式と比較して高い再生フレームレートを実現できた。また、シミュレーションによる実験の結果、想定するネットワークの規模において実用上問題ない時間で横取り帯域幅を決定できた。

Bandwidth Allocation for Quality of Service Guarantees in Multi-party Multimedia Application

HIROHARU SAKATE,^{†,*} HIROZUMI YAMAGUCHI,[†]
KEIICHI YASUMOTO,^{††} TERUO HIGASHINO[†] and KENICHI TANIGUCHI[†]

In this paper, we propose a resource allocation technique where a new stream can preempt some appropriate amount of bandwidth from other existing streams, considering both quality and priority requirements of users. In our method, the user of each stream gives a function representing the quality value to be lost when the allocated bandwidth is preempted and the value representing the priority to other streams. Then we calculate the preemptable bandwidth from each stream where the total amount of the quality loss in the streams could be minimized. We have implemented the proposed method and evaluated it through the experiment using MPEG1 streams and it is shown that the proposed technique can keep a high frame rate for each MPEG1 stream in existence of a lot of streams.

1. はじめに

近年の高速ネットワークの発展・普及にともない、複数ユーザ間で映像や音声データを実時間で交換するといった、分散マルチメディアアプリケーションが注

目されつつある。そのようなアプリケーションにおいては、ユーザのメディアに対する品質要求（カラー・モノクロの別、フレームレートなど）が満足されるよう制御されなければならない。このような QoS を実現するには、エンドシステムとよばれるサーバやクライアントでの計算機資源（プロセッサやメモリ容量など）やエンドシステム間でのネットワーク資源（帯域幅やバッファ容量など）の適切な割当てや、各資源の負荷が変化しても品質を維持し続けるための QoS 管理が必要となる¹⁾。このうち、資源割当てに対しては、映像や音声に対するユーザの品質要求を満足するため、一定量のネットワーク資源を映像や音声ストリームに対して予約する資源予約²⁾や、既存ストリームの品質

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

^{*} 現在、株式会社三菱電機
Presently with Mitsubishi Electric Corporation

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

要求を満足できる場合のみ新しいストリームを受け入れるアドミッション制御^{5),8)}, ストリーム間で資源を融通する資源共有^{3),4)}などが提案されてきた。

従来の資源割当ての多くは, なるべく滑らかに映像を再生したいといった, 参加者のストリームに対する品質要求(単一品質要求とよぶ)をどのように実現するかに着目している。これに対し, ビデオ会議システムなど1セッションに多人数の参加者が存在しうる分散マルチメディアアプリケーションにおいては, 各々のセッション参加者は, 単一品質要求のみならず, 好みの映像や重要な役割を担う発言者の映像の品質を高くしたいといった, ストリーム間の相対的な品質要求(相対品質要求とよぶ)も持つ。したがって, それら双方の要求を考慮しながら, セッション全体としてなるべく参加者の要求を満足するように, 限られた資源の割当てを行えることが望ましいといえる。

文献3)では主に相対品質要求の実現に着目し, 1セッションごとに一定帯域幅を割り当て, 必要時にはセッション内で帯域幅を動的に融通しあう帯域幅共有の方式を提案している。このような方式では同時に帯域幅を使用するストリーム数がある程度限られている場合は, 空き資源が少ない場合でも多くのストリームを受け入れられるが, 各ストリームの品質要求(単一品質要求)の実現については述べられていない。文献5)では, 複数ストリームを受信するあるユーザが, 新たなストリームを受信したい場合に必要な帯域幅が確保できない場合は, 自身がすでに受信しているストリームに割り当てられている帯域幅を減らすことで必要な帯域幅を確保する方式を提案している。この方式では, 階層符号化^{9),10)}された各ストリームの階層ごとに設定された品質値に基づき, どのストリームのどの階層の受信を停止するかが決定されるため, 単一品質要求と相対品質要求をある程度満足しながら新規ストリームを受け入れるための帯域幅を確保することができる。しかし, 単一ユーザが受信するストリーム間でのみ, 帯域幅の融通を認めており, セッション内で重要な役割の発言者(遠隔教育における講師など)の映像ストリームの品質を高くしたいといった, 複数参加者間の相対品質要求を実現することは難しい。

本論文では, 単一品質要求と相対品質要求をともに考慮しながら, ストリーム間で帯域幅割当てを行う方式を提案する。提案方式では, 各ストリームごとに, (a) そのストリームに割り当てられる帯域幅が, 単位あたりどの程度品質に影響するかを表す関数と, (b) どのストリームの品質を優先させるかを表す値とが, 品質要求として与えられるとする。このとき, (a) と

(b) から, 割り当てられている帯域幅が単位あたり品質要求を, どの程度実現できるかを表す値(品質実現値)を返す関数(品質関数とよぶ)を生成する。そして, 新たなストリームの生成要求に対し, 必要最小限の空き帯域幅もない場合は, 既存ストリームに割り当てられている帯域幅を減少させ, 必要な帯域幅を確保できるが, その際, 帯域幅減少にともなう品質実現値の減少が最小となるように, 減少させる帯域幅を決定する。

最後に, 提案方式の有用性を評価するため, 提案方式を実装し, MPEG1 ビデオストリームを用いて再生フレームレートを測定し, 性能評価を行った。その結果, 多数のストリームを受け入れた場合でも, 各ストリームにおいて品質要求を反映しながら高いフレームレートを実現できた。また, シミュレーション実験を行い, 想定したネットワークの規模において帯域幅減少量の決定にかかる計算時間を測定した結果, 十分短い時間で計算が行えた。

以下, 2章ではユニキャストストリームを仮定し, 提案方式について述べる。3章ではマルチキャストストリームへの適用について述べる。4章は実装について述べ, 5章では実装およびシミュレーション実験の結果による性能評価について述べる。6章でまとめと今後の課題について述べる。

2. ユニキャストストリームに対する帯域制御

2.1 ストリームの受入れ方針

ネットワークはノード $N_l (1 \leq l \leq p)$ とノード間のリンク $L_j (1 \leq j \leq q)$ からなる連結無向グラフで表され, L_j の現在の未使用帯域幅を $B_{unused}(L_j)$ で表す。2ノード間の閉路を含まない経路上の仮想通信路を(ユニキャスト)ストリームとよぶ。ストリーム St_i の生成要求時には要求帯域幅の最大量と最小量を申告するとし, それらをそれぞれ $B_{max}(St_i)$ と $B_{min}(St_i)$ で表す。 St_i に現在割り当てられている帯域幅を $B_{cur}(St_i)$ で表す。また, St_i の経路上のすべてのリンクの集合を $link_set(St_i)$, 経路上の始点から終点までのすべてのノードの集合を $node_set(St_i)$ でそれぞれ表す。

今, ユニキャストストリーム St_1, \dots, St_{n-1} が存在するとき, 新たなユニキャストストリーム St_n を生成するとする。このとき既存の経路設定プロトコルに従って St_n の経路が設定される ($link_set(St_n)$ が決定される) と, 提案方式ではまず以下の受入れ条件を満足するか否かを確かめる。

[条件 1]

$$\forall L_j \in \text{link_set}(St_n)$$

$$[Bmin(St_n) \leq Bunused(L_j)]$$

この条件を満足できれば St_n の経路上に少なくとも最小要求帯域幅 $Bmin(St_n)$ を確保することができるため、 St_n の受入れが確定する。この場合は St_n に帯域幅 $Bcur(St_n) = \min_{L_j \in \text{link_set}(St_n)} \{Bunused(L_j), Bmax(St_n)\}$ を割り当てる。

満足できない場合、その経路上では最小要求帯域幅 $Bmin(St_n)$ も不足しているため、 $\text{link_set}(St_n)$ に属するいずれかのリンク上で帯域幅を確保している各既存ストリーム St_k に対し、 $Bcur(St_k) - Bmin(St_k)$ の帯域幅を横取り対象とする (St_k の横取り可能帯域幅とよぶ)。今、各 $L_j \in \text{link_set}(St_n)$ に対し、 $Bunused(L_j)$ に、 L_j を利用するすべての既存ストリームの横取り可能帯域幅を加えた帯域幅 ($Bunused_prep(L_j)$ で表す) をリンク L_j の利用可能帯域幅と見なし、以下の条件を満足するか否かを確かめる。

[条件 2]

$$\forall L_j \in \text{link_set}(St_n)$$

$$[Bmin(St_n) \leq Bunused_prep(L_j)]$$

$Bunused_prep(L_j)$ は以下で定義できる。

$$\begin{aligned} & Bunused_prep(L_j) \\ &= Bunused(L_j) \\ &+ \sum_{1 \leq k \leq n-1} (Bcur(St_k) - Bmin(St_k)) f_{kj} \end{aligned}$$

ただし、

$$f_{kj} = \begin{cases} 1 & St_k \text{ が } L_j \text{ を利用} \\ 0 & \text{そうでないとき} \end{cases}$$

この条件を満足できれば帯域幅横取りによる St_n の受入れが確定し、 St_n に $Bmin(St_n)$ を割り当てる。そうでなければ St_n は受け入れられない。

2.2 品質要求

利用者はストリームに対する品質要求として単一品質要求と相対品質要求を指定する。以下ではそれらについて述べる。

単一品質要求 単一品質要求では、割り当てられている帯域幅の単位量あたりの品質への影響度 (品質値) を指定する。

一般に映像ストリームなどでは帯域幅が小さくなるに従い再生に必要な基本情報を落とす可能性が高くなる。したがって、割り当てられている帯域幅が小さいほど、単位量あたりの品質への影響度は大きくなると考えられる⁶⁾。そこで、割り当てられている帯域幅 bw

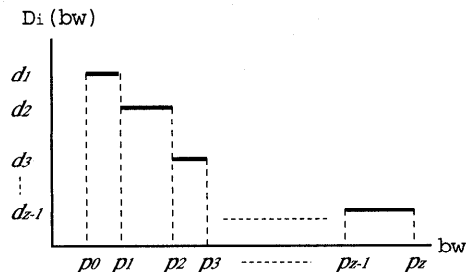


図 1 割り当てられた帯域幅に対する単位帯域幅の品質値

Fig. 1 Quality value per unit of bandwidth.

空間解像度 [pixels]	320×240
時間解像度 [fps]	24
色数 [bits]	24

図 2 MPEG1 ビデオストリーム

Fig. 2 MPEG1 video stream.

と、 bw の単位量あたりの影響度を表す値 (品質値とよぶ) の関数 $D_i(bw)$ は以下の形式

$$D_i(bw) = \begin{cases} d_1 & (p_0 \leq bw < p_1) \\ d_2 & (p_1 \leq bw < p_2) \\ \dots & \dots \\ d_{z-1} & (p_{z-1} \leq bw \leq p_z) \end{cases}$$

(ただし $p_0 = Bmin(St_i)$, $p_z = Bmax(St_i)$) に従うものとし、すべての s ($0 \leq s \leq z-1$) について $d_{s-1} \geq d_s \geq 0$ であるとする。このとき、 $D_i(bw)$ は右下がりの階段状のグラフを形成する (図 1)。

たとえば、図 2 の MPEG1 ストリームで I, P, B フレームの転送におおよそ 0.3 Mbps, 0.5 Mbps, 0.7 Mbps の帯域幅をそれぞれ要する場合、 $D_i(bw)$ は、たとえば以下のように設定する。

$$D_i(bw) = \begin{cases} 10 & (0.3 \leq x < 0.8) \\ 1 & (0.8 \leq x \leq 1.5) \end{cases} \quad (1)$$

この関数では I フレームを維持するのに必要な帯域幅を最小要求帯域幅とし、P フレームが B フレームに比べてより品質に影響するとしてそれらの品質値をそれぞれ 10, 1 としている。また、P, B フレームともに同じように品質に影響を与えるとしたときには $D_i(bw)$ はたとえば、以下のように設定する。

$$D_i(bw) = 5 \quad (0.3 \leq bw \leq 1.5) \quad (2)$$

ユーザ間の公正さの観点からは、関数 $D_i(bw)$ における単位帯域幅あたりの平均品質値が、複数ストリーム間で同じであることが望ましい。たとえば、関

数 (1) の平均品質値は $(10 \times (0.8 - 0.3) + 1 \times (1.5 - 0.8)) / (1.5 - 0.3) = 4.75$, 関数 (2) の平均品質値は 5 と, ほぼ同じになっている. ユーザがつねに最高品質を要求するのを避け, ユーザ間の品質要求の格差を是正する方法として, 単一要求品質に設定する値を, 各リンクの負荷状況に応じて決まるリンク利用価格¹⁵⁾に基づいて決定することなどが考えられる.

ビデオ会議における話者のように, 他のユーザのストリームより高い品質を必要とする場合には, 以下で述べる相対品質要求を指定することで対処する.

相対品質要求 相対品質要求では他のストリームと比較してそのストリームの品質がどの程度優先されるかを表す正の整数値 (優先値) W_i を指定する. たとえば, St_1, St_2 に対して $W_1 = 1, W_2 = 2$ と指定すれば, St_2 の品質は St_1 の品質より相対的に優先される.

2.3 定式化

今, ネットワーク上に $n - 1$ 本のストリーム St_1, \dots, St_{n-1} が存在するもとの, 新たなストリーム St_n の生成要求があるとする. また, 各既存ストリーム St_i ごとに, $Bmin(St_i), Bcur(St_i), Bmax(St_i), D_i(bw), W_i$ が分かっているものとする. 提案方式では 2.1 節の条件 1 は満足できないが条件 2 は満足可能な場合, St_n が帯域幅 $Bmin(St_n)$ を経路上に確保するために St_1, \dots, St_{n-1} から横取りする帯域幅 $\delta_1, \dots, \delta_{n-1}$ および各リンク $L_j (L_j \in link_set(St_n))$ の未使用帯域幅から利用する帯域幅 θ_j を決定する. この際, 横取りされる帯域幅の品質実現値 (後述) の総和が最小となるようにする. 提案方式は以下で定式化できる.

[制約条件]

$$\forall i(1 \leq i \leq n - 1) \quad [0 \leq \delta_i \leq Bcur(St_i) - Bmin(St_i)] \quad (3)$$

$$\forall j(L_j \in link_set(St_n)) \quad [0 \leq \theta_j \leq Bunused(L_j)] \quad (4)$$

$$\forall j(L_j \in link_set(St_n)) \quad [\theta_j + \sum_{1 \leq k \leq n-1} f_{kj} \delta_k \geq Bmin(St_n)] \quad (5)$$

[目的関数]

$$\min \sum_{1 \leq i \leq n-1} \int_{Bcur(St_i) - \delta_i}^{Bcur(St_i)} Q_i(bw) dbw \quad (6)$$

$Q_i(bw)$ は $Q_i(bw) = W_i D_i(bw)$ で定義され, これを品質関数とよぶ. 品質関数 $Q_i(bw)$ は単一品質要求と相対品質要求をともに考慮した品質実現値を返す関数であり, 単一品質要求である品質値の関数に相対品質要求である優先値 W_i を乗じて生成する.

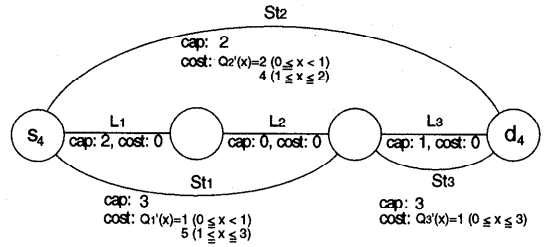


図 3 輸送路グラフ
Fig. 3 Transportation graph.

制約条件 (3), (4) はそれぞれ各 δ_i, θ_j の最大値を規定する. また制約条件 (5) は各リンク上で, 未使用帯域幅から利用する帯域幅と既存ストリームからの横取り帯域幅の総和が St_n の最小要求帯域幅以上でなければならないことを表し, 目的関数 (6) は横取りにともなう各既存ストリームの品質実現値の減少量の総和を最小とすることを表す. 本論文ではこれらすべてを満たす $\delta_i (1 \leq i \leq n - 1)$ および $\theta_j (L_j \in link_set(St_n))$ を決定する問題を扱う.

2.4 横取り帯域幅の決定方法

(3)~(6) を満たす $\delta_i (1 \leq i \leq n - 1)$ および $\theta_j (L_j \in link_set(St_n))$ は以下の解法で高速に求めることが可能である (ただし図 6 (a) のように新規ストリーム St_n と既存ストリーム St_i が不連続なリンク上で交わる場合の解法は後述する).

輸送路グラフの生成 各辺 e に容量 $cap(e)$ およびコスト $cost(e)$ が付加された無向グラフを輸送路グラフとよぶ (図 3). まず, 以下の手順で St_n の経路を表す輸送路グラフを生成する.

- (1) $node_set(St_n)$ を輸送路グラフの頂点集合とする.
- (2) $link_set(St_n)$ の各リンク L_j を表す辺 " L_j " を付加する. その辺の容量およびコストを $cap(L_j) = Bunused(L_j), cost(L_j) = 0$ とする.
- (3) $link_set(St_n)$ に属するいずれかのリンクを利用する各既存ストリーム $St_i (1 \leq i \leq n - 1)$ について, リンク集合 $link_set(St_n) \cap link_set(St_i)$ が連続しているなら, そのリンク集合の端点ノードどうしを直接結ぶ辺 " St_i " を付加する (不連続であれば後述する解法を用いる). その辺の容量およびコストを $cap(St_i) = Bcur(St_i) - Bmin(St_i), cost(St_i) = Q_i'(\delta_i)$ とする. ここで, $Q_i'(\delta_i)$ は横取り帯域幅が δ_i のときの単位帯域幅あたりの品質実現値を返す関数であり, $Q_i'(\delta_i) = Q_i(Bcur(St_i) - \delta_i)$ で定義する.

たとえば, 既存ストリーム St_1 がリンク L_1, L_2

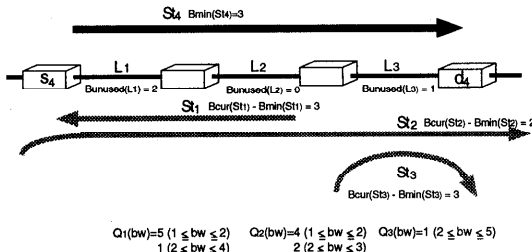


図4 ストリーム St_4 の生成要求

Fig. 4 Connection setup requirement for St_4 .

を, St_2 がリンク L_1, L_2, L_3 を St_3 がリンク L_3 を利用している状況で, リンク L_1, L_2, L_3 上にノード s_4 から d_4 へのストリーム St_4 を新たに生成する場合を考える (図4). これに対し, L_1, L_2, L_3 と St_1, St_2, St_3 を辺とする図3の輸送路グラフを生成する.

輸送路グラフの辺分割 得られた輸送路グラフにおいて, 各ストリームを表す辺のコストは容量によって変化する. たとえば, 図3の辺 St_1 では容量1以下ではコスト1, それより大きければコスト5となる. そこで, コストが定数となる定義域ごとに辺を分割することでコストを定数化する. たとえば, 図3では辺 St_1 を2つの辺 $St_{1,1}, St_{1,2}$ に分割した後, 図5のグラフを得る (同様に St_2 も分割する).

輸送路グラフを利用した決定方法 制約条件 (3), (4), (5) を満足し, かつ目的関数 (6) を最適化する問題は, 上記の手続きで得られたコスト定数の輸送路グラフにおいて St_n の始点ノード s_4 から終点ノード d_4 までの各リンク上で総容量 $Bmin(St_n)$ 以上の輸送容量を持つ総コスト最小の輸送経路群を決定する問題に帰着できる. たとえば図5では, $St_{1,1}, L_3, St_{2,1}, St_{2,2}$ 上にそれぞれ容量1の輸送経路を確保すれば, N_1 から N_4 への各リンク上で総容量 $3 = Bmin(St_4)$ を持つ総コスト7の輸送経路群が確保される, これは, $\theta_1 = 0, \theta_2 = 0, \theta_3 = 1, \delta_1 = 1, \delta_2 = 2$ となることを意味する.

得られた輸送路グラフからは以下の手順でそのような輸送経路群を決定できる. ここで, St_n の始点ノードから終点ノードを順に N_1, \dots, N_m で表す. また $N_1 - N_k$ 間で最小のコストを持つ輸送経路 (辺集合), そのコストおよび容量を表す変数 $path_k, cs_k$ および $cp_k (1 \leq k \leq m)$ を導入する. また, 確保すべき容量を表す変数 CP を導入し, $CP = Bmin(St_n)$ とする.

- (1) $k = 1, cs_1 = 0, cp_1 = CP, path_1 = \emptyset$ とする.

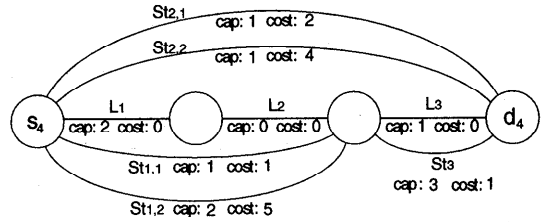


図5 輸送路グラフの辺分割

Fig. 5 Path division in transportation graph.

- (2) N_k を通過もしくは始点とする各辺 e に対し, e の始点を N_h , 終点を N_i で表す. このとき, $cs_h + cost(e)$ が最小である e を決定する. その e に対し, 各変数の値を $cs_j = cs_h + cost(e), cp_j = \min\{cp_h, cap(e), CP\}, path_j = path_h \cup \{e\} (j = h + 1, h + 2, \dots, l)$ のように定める.
- (3) $k = l$ とする. $k \neq m$ なら (2) に戻る.
- (4) ここまでに確保された輸送経路群に加え, $path_m$ の各辺 e から容量 cp_m を新たに輸送経路として確保する. $CP = CP - cp_m$ とする. $path_m$ の辺の各組 e_1, e_2 について, それらがともにリンク $N_j - N_{j+1}$ を通過するなら, $N_j - N_{j+1}$ 間のコスト0の辺に容量 cp_m を追加する (これを仮容量とよぶ). $CP = 0$ ならこの手続きを終了し, そうでなければ (1) に戻る.

(1) から (4) までの1回の試行でコスト最小の輸送経路およびその経路上に確保可能な容量が決定される. これを少なくとも $Bmin(St_n)$ の容量が確保されるまで繰り返す. (4) で追加する仮容量は, 辺の重複により余分に確保された容量を表し, 以降の試行ではコスト0の容量として利用される. ここで, 前述の輸送路グラフのコスト定数化手続きにおいて各辺はたかだか c 本の辺に分割されたとする. (2) において N_k を通過もしくは始点とする辺の総数はたかだか $c(n-1)+1$ であるため, たかだか $c(n-1)+1$ 回の比較を行えばよく, (1) から (3) の試行回数はグラフのノードの総数 m を超えない. また (1) から (4) の1回の試行により, 少なくとも1辺の全容量を利用するコスト最小の輸送経路が決定され, この試行回数は辺の総数 $c(n-1) + (m-1)$ を超えない. 以上より上記手続きの時間計算量は $(c(n-1) + m - 1)(c(n-1) + 1)m = O(cmn(cn + m))$ と決定できる.

線形計画問題を利用した決定方法 上記の方法ではリンク集合 $link_set(St_n) \cap link_set(St_i)$ が連続ではない場合 (たとえば, 図6(a)のように, St_4 が生成要求した経路に対し, St_2 が不連続リンク上で交わる場合) は上記の手続きで輸送路グラフを構成できない.

その場合は 2.3 節の (6) を目的関数とし、制約条件 (3), (4), (5) を満足する解を線形計画問題の解法を用いて求める。

線形計画問題の解法としてシンプレックス法¹²⁾などが知られており、シンプレックス法は多くの場合線形オーダーの計算時間で解ける。しかし最悪では指数オーダーの計算時間を要することが知られているため、ネットワークの規模や問題によっては効率良く最適解を求められない場合も考えられる。そのような場合には図 6 (b) のように 1 つのストリーム St_2 を仮想的な複数のストリーム St_2, St_2' と見なして上記の方法を適用することもできる (ただし一般には得られる解は最適でない)。

2.5 帯域幅の追加割当て

追加帯域幅を必要とするストリームは適宜追加要求を発行することでそれを得ることも可能とする。この際、要求された帯域幅に対し、ストリームの切断などで生じた未使用帯域幅が十分あればよいが、そうでない場合は既存ストリームからの横取りを認めることも考えられる。なお、このような追加帯域幅割当ては、大幅な追加帯域幅を要求するストリームに多くの帯域幅が割り当てられ、公平性を保証できないと考えられるかもしれない。しかし、前節までの方法に基づき、追加帯域幅を認めることによる品質実現値の増加量が帯域幅横取りによる品質実現値の減少量を上回る場合のみ、横取りによる帯域幅追加を認めるといった基準を定めることにより、一定の公平性は保証できると考えられる。

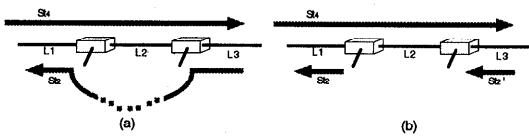


図 6 不連続リンク上でのストリームの交わり
Fig. 6 Streams crossing on uncontinuous links.

3. マルチキャストストリームへの適用

一般に多人数参加型のマルチメディアアプリケーションでは帯域幅の有効利用のためマルチキャストストリームが多く利用される。以下では提案方式をマルチキャストストリームに適用する方法を述べる。

マルチキャストストリームは 1 つの送信ノードを根とし、複数の受信ノードを葉とする木構造のストリームである。ここで、マルチキャストストリームの受信ノードは、利用者からの受信要求に対し、送信ノードか、あるいはすでに送信ノードからストリームを受信している中間ノードにストリームを複製してもらうことで受信を開始できる¹³⁾。したがって、送信ノード s_n 、受信ノード $d_{n,1}, \dots, d_{n,m}$ のマルチキャストストリーム St_n は、送信ノード s_n から最初の受信ノード $d_{n,1}$ までの初期ストリーム $St_{n,1}$ の生成と、その中間ノードから各受信ノード $d_{n,k}$ への分岐ストリーム $St_{n,k}$ の生成の繰返し ($k = 2, 3, \dots, m$) により生成されると見なすことができる。図 7 (a), (b) はそれぞれノード s_3 からノード $d_{3,1}$ への初期ストリーム $St_{3,1}$ の生成、 $St_{3,1}$ の中間ノードからノード $d_{3,2}$ への分岐ストリーム $St_{3,2}$ の生成の例である。初期ストリームと分岐ストリームはいずれもユニキャストストリームであるため、マルチキャストストリーム St_n を生成する問題は、既存マルチキャストストリーム St_1, \dots, St_{n-1} のもとで新規ユニキャストストリーム $St_{n,k}$ を生成する問題として扱うことができる。

各既存マルチキャストストリームの各受信者ごとに、現在割り当てられている帯域幅、要求帯域幅の最小量、単一/相対品質要求がすべて同じである場合は、2.4 節の方法で輸送路グラフを生成し、横取り帯域幅を決定できる。たとえば、図 7 (b) の分岐ストリーム $St_{3,2}$ を新規ユニキャストストリームとする場合、図 8 の形状の輸送路グラフを生成できる (ただしコストや容量は省略している)。 $link_set(St_{n,k}) \cap link_set(St_i)$ が

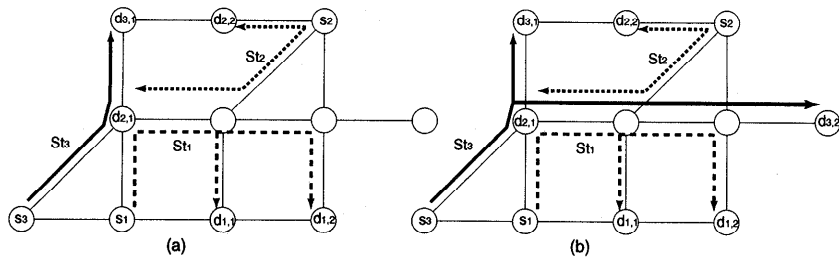


図 7 マルチキャストストリームの生成
Fig. 7 Connection setup for multicast stream.

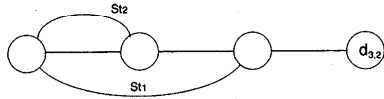


図8 分岐ストリーム $St_{3,2}$ の輸送路グラフ
Fig. 8 Transportation graph for $St_{3,2}$.

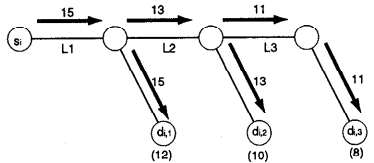


図9 中間ノードでの帯域制御
Fig. 9 Bandwidth control on intermediate nodes.

不連続である場合も 2.4 節に述べたように線形計画問題の解法を用いて決定することができる。

なお、近年マルチキャスト通信における階層符号化方式^{5),10)}の研究がなされつつある。階層符号化方式では、映像ストリームは基本データを符号化した基本階層と、基本データと合わせることでさらに高品質の映像を提供できるデータを符号化したいくつかの高位階層とからなり、各受信ノードの帯域幅に合わせて中間ノードが送出する階層を制御することで各受信者ごと異なる帯域幅でのストリーム受信を可能とする。図9に中間ノードによる帯域制御の例を示す。この例ではノード $d_{i,2}$, $d_{i,3}$ はそれぞれ 13 と 11 の帯域幅でストリーム St_i を受信している。このように各既存マルチキャストストリームの各受信者ごとに現在割り当てられている帯域幅と要求帯域幅の最小量が異なる場合は、線形計画問題の解法を最大 $2^{(n-1)} \times |\text{link_set}(St_n)|$ 回適用することで最適な横取り帯域幅を決定できる。この詳細については文献 14) を参照されたい。

4. 実装

本章では提案方式に基づいて実装した帯域制御機構について述べる。制御機構は適当な規模のドメインごとにネットワークを管理するサーバと各ストリームの受信ノードごとにストリームを管理するクライアント群からなる。

サーバは各リンクの現在の未使用帯域幅とそのリンクを利用するストリームのストリーム ID を収集する。また、クライアントからの通知に基づき各ストリームの最小/最大要求帯域幅、現在の帯域幅、単一/相対品質要求を管理する。サーバはクライアントからストリームの生成要求を受け、提案方式に基づく計算を行い、要求受入れの可否を決定する。また、既存ストリー

ムからの帯域幅横取りが必要な場合にはそれらを管理するクライアントに解放すべき帯域幅を通知する。クライアントは利用者からのストリーム生成要求をサーバへ通知し、サーバからの通知に従ってストリームの帯域幅を管理する。

提案方式は帯域保証型ネットワークや RSVP (Resource ReSerVation Protocol)²⁾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 RSVP 中継ノードに対し、予約すべき帯域幅を指定した RESV メッセージを定期的送信する。中継ノードは各 RESV メッセージに基づき各クライアントへの経路に帯域幅を予約し、RESV メッセージを集約して上流の RESV 中継ノードに転送する。最終的に送信ノードに RESV メッセージが到着することで送信ノードから受信ノードまでの帯域幅が予約される。提案方式を RSVP 上で実装する場合は、各クライアントは、RSVP クライアントの上位に位置し、予約すべき帯域幅を通知するようにすればよい。

5. 性能評価

5.1 実装による評価実験

提案方式の有効性を示すため、ネットワークを介して MPEG1 ストリームを受信しながらリアルタイム再生を行うプログラムを用いて提案方式の性能評価実験を行った。実験には図 2 の MPEG1 データを用い、転送には UDP/IP を用いた。また、割り当てられた帯域幅に従って送信ノードで B, P, I フレームの順でフレームドロッピングを行う。図 10 に実験環境を示す。計算機 M_a , M_b がそれぞれ計算機 M_1 からのストリーム St_a , St_b を受信している状況で、計算機 M_c が M_1 または M_2 からのストリームを 10 秒ごとに生成していく。なお、ストリームがない状態でのリンク L_1 , L_2 の未使用帯域幅をともに 10 Mbps とし、その他のリンクについては十分な帯域幅が利用できるように設定した。また、 St_a , St_b の単一品質要求 $D_a(x)$, $D_b(x)$ はそれぞれ 2.2 節の関数 (1), (2) を用いる。 $D_a(x)$ では B フレームはそれほど必要としないが、P フレームはなるべく保証してほしいといった要求を、 $D_b(x)$ は B, P フレームを平均的に保証してほしいといった要求を表す。また、相対品質要求は $W_a = W_b = 1$ とした。このもとで、 M_c へのストリームの増加にともなう St_a , St_b の再生フレームレートの変化を測定した。また、リンク L_1 , L_2 において最小要求以上の帯域幅が割り当てられたストリーム数を測定した。なお、 C の生成するストリームの品

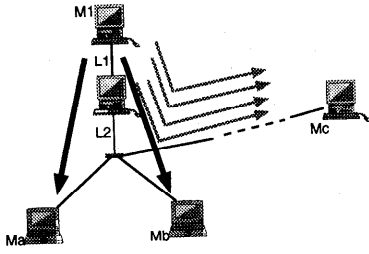


図 10 実験を行ったネットワーク
Fig. 10 Experimental environment.

質要求として、 $D_a(x)$ か $D_b(x)$ のいずれかをランダムに選択するようにした。

測定は、(a) ストリーム間の優先度（相対品質要求）で既存ストリームからの横取りを認める方式、(b) 単一利用者が受信するストリーム間で帯域幅横取りを認める方式⁵⁾、(c) 提案方式、について行った。方式(a)については、各ストリームは生成要求時に 1.5 Mbps の帯域幅を要求すると仮定した。また、 St_b により高い優先度を設定した。方式(b)については、提案方式と同じ単一品質要求を用いた。ただし方式(b)では品質関数が定数となる定義域全体を 1 ブロックとし、そのブロックに対する帯域幅割当てを行っている。したがって、各ストリームに割り当てられる帯域幅は 0.3 Mbps, 0.8 Mbps, 1.5 Mbps のいずれかとなる。

図 11 (a), (b) に M_c の生成するストリーム数に対する St_a , St_b の再生フレームレートの変化をそれぞれ示す。方式(a)では、 St_b は高いフレームレートを維持できたのに対し、 C がストリームを 9 本生成した時点で St_a の再生は中断状態になった。方式(b)では、 St_a , St_b ともに提案方式より早い段階でフレームレートの低下が見られた。提案方式では、方式(b)と比較して、他のストリームからの横取りも可能とした点、最適な横取り帯域幅を計算できる点でより長い間高いフレームレートを維持できたものと考えられる。また、 St_a , St_b の品質要求が反映できていることも分かる。

また、最小要求帯域幅 0.3 Mbps 以上の帯域幅が割り当てられたストリーム数は (a) 2, (b) 18, (c) 19 であった。上記の結果と合わせて、提案方式ではより多くのストリームを受け入れながら各ストリームの品質要求を反映できるといえる。

5.2 シミュレーションによる評価実験

図 12 の 3 つのネットワークポロジでストリームをランダムに生成するシミュレーション実験を行い、方式(a), (b) および提案方式について以下を測定した。

- ストリームの生成率

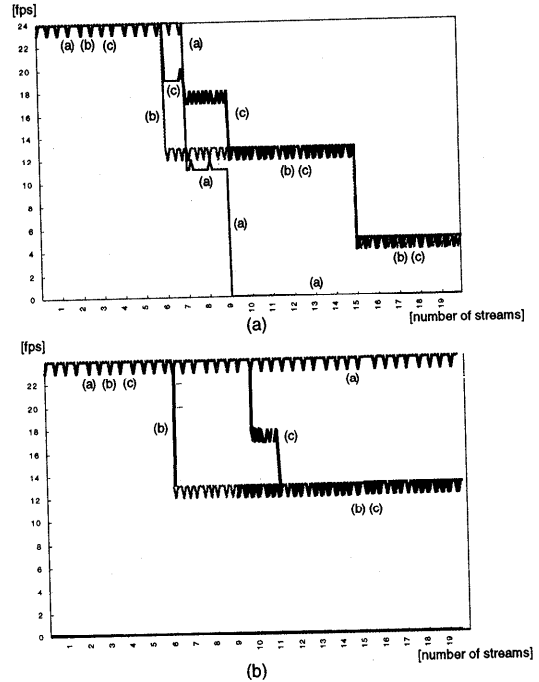


図 11 再生フレームレートの変化
Fig. 11 Decrease of frame rate in each stream.

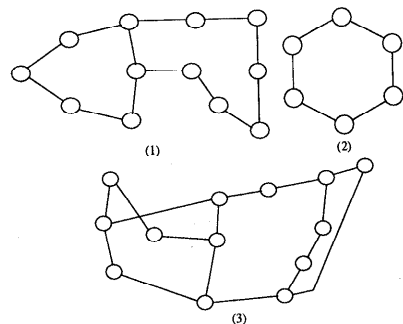


図 12 ネットワークポロジ
Fig. 12 Network topologies.

- ストリームのフレームレートの平均値
- 横取りによるフレームレートの平均低下値
- リンクの平均帯域利用率

フレームレートの平均値の計算では、生成を拒否されたストリームもフレームレート 0 のストリームとして計算した。また、前節で用いた $D_b(x)$ 、以下の $D_c(x)$, $D_a(x)$ のいずれかを品質要求とする MPEG1 データストリームを仮定し、生成要求時にランダムに選択するものとした。

$$D_c(x) = \begin{cases} 8 & (0.2 \leq x < 0.5) \\ 1 & (0.5 \leq x \leq 1.2) \end{cases}$$

表1 各ネットワークトポロジでのシミュレーション実験結果
Table 1 Simulation results on various network topologies.

パラメータ [単位]	トポロジ (1)			トポロジ (2)			トポロジ (3)		
	(a)	(b)	提案	(a)	(b)	提案	(a)	(b)	提案
ストリーム生成率 [%]	81.7	66.7	80.0	47.0	48.0	49.0	49.0	46.7	51.0
平均フレームレート [fps]	13.1	16.7	17.0	10.0	7.4	10.1	12.1	13.9	16.1
減少平均フレームレート [fps]	5.6	4.6	2.6	10.0	7.5	4.9	5.6	6.7	2.9
リンクの平均帯域利用率 [%]	69.6	70.0	76.4	77.0	80.5	84.4	63.0	61.1	66.1

パラメータ [単位]	平均		
	(a)	(b)	提案
ストリーム生成率 [%]	59.0	53.8	60.0
平均フレームレート [fps]	11.7	12.7	14.4
減少平均フレームレート [fps]	7.1	6.3	3.5
リンクの平均帯域利用率 [%]	69.9	70.5	75.6

表2 横取り帯域幅の計算時間
Table 2 Computation time.

横取りの候補の数	10	20	30
計算時間 [sec]	0.001	0.005	0.011

$$D_d(x) = \begin{cases} 6 & (0.4 \leq x < 0.7) \\ 1 & (0.7 \leq x \leq 1.5) \end{cases}$$

方式 (a) においては $D_b(x)$, $D_c(x)$, $D_d(x)$ を品質要求として持つストリームの順に優先度が高くなるようにした。

表1 に実験結果を示す。方式 (a) では多数のストリームが生成可能であるが、フレームレートがやや低く、横取りにともない大きく低下する。方式 (b) では全体にフレームレートは高いが、ストリーム生成率がやや低い。提案方式では多数のストリームを受け入れることができ、かつ全体的に高いフレームレートを維持することができる。表2 は、シミュレーション実験時に測定した横取り帯域幅の計算時間である。測定は SONY NEWS5000 上で行った。表より、ストリーム数が 30 程度の場合も十分短い時間で計算が終了していることが分かる。また、輸送経路群決定問題に帰着できない場合は線形計画問題に帰着しシンプレックス法などを用いるが、シンプレックス法で 1 秒以内に求解できた確率は 99.87% と十分高かった。また、残り 0.13% の場合も、2.4 節に述べた方法を用いたところ、100 分の 1 秒程度ですべて計算が終了し、得られた解と最適解とのコストの差は最大でも 10% 程度に収まった。

6. ま と め

本論文では、単一品質要求と相対品質要求をともに考慮しながら、複数ユーザ間でストリームの帯域幅横

取りを認める帯域制御方式を提案し、その評価実験を行った。提案方式では各ストリームの品質関数に基づき、品質実現値の低下が最小となるような横取り帯域幅を決定できる。評価実験により、提案方式では多人数参加型アプリケーションにおける利用者の品質要求を反映しながら多数のストリームを生成できることが分かった。

本帯域制御方式は、動画のような品質関数がある区間で一定のものを対象としているが、音声のように品質関数が利用可能帯域の減少により緩やかに減少するようなメディアに対しても、品質関数を多数の区間で近似することによって、ある程度適用可能である。

本論文では MPEG1 符号化方式において時間解像度による送信レート調整に基づき評価実験を行ったが、今後は MPEG2 での空間および時間解像度による送信レート調整に基づいた評価実験を行いたいと考えている。また、近年利用者の品質要求を満たすような経路を設定する QoS 経路設定⁷⁾に関する研究も多くなされているが、これらの経路設定手法を用いて決定された空き資源（未使用帯域幅）の最も多い経路を設定し、その上で提案方式による帯域割当てを行うことでより効率の良い資源制御が可能となると考えられる。

参 考 文 献

- 1) Aurrecochea, C., Campbell, A. and Hauw, L.: A Survey of QoS Architectures, *Multimedia Systems Journal*, Special Issue on QoS Architecture (1998). (to appear)
- 2) White, P.P.: RSVP and Integrated Services in the Internet: A Tutorial, *IEEE Communications Magazine*, Vol.35, No.5, pp.100-106 (1997).
- 3) Gupta, A., Howe, W., Moran, M. and Nguyen, Q.: Resource Sharing for Multi-party Real-

time Communication, *Proc. INFOCOM'95*, pp.1230-1237 (1995).

- 4) Libman, L. and Orda, A.: Atomic Resource Sharing in Noncooperative Networks, *Proc. INFOCOM'97*, pp.1008-1015 (1997).
- 5) Shacham, N.: Preemption-Based Admission Control in Multimedia Multiparty Communications, *Proc. INFOCOM'95*, pp.827-834 (1995).
- 6) Apteker, R.T., Fisher, J.A., Kisimov, V.S. and Neishlos, H.: Video Acceptability and Frame Rate, *IEEE Multimedia*, Vol.8, No.10, pp.32-40 (1995).
- 7) Lee, W.C., Hluchyi, M.G. and Humbiet, P.A.: Routing Subject to Quality of Service Constraints in Integrated Communication Networks, *IEEE Network*, pp.46-55 (Jul./Aug. 1995).
- 8) Jamin, S., Shenker, S.J. and Danzig, P.B.: Comparison of Measurement-based Admission Control Algorithm for Controlled-Load Service, *Proc. INFOCOM'97*, pp.975-982 (1997).
- 9) Ghanbari, M.: Two-Layer Coding of Video Streams for VBR Networks, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Vol.7, No.5, pp.771-781 (1989).
- 10) Shacham, N.: Multipoint Communication by Hierarchically Encoded Data, *Proc. INFOCOM'92*, pp.2107-2114 (1992).
- 11) 村田正幸: マルチメディアネットワークにおける通信品質保証の実現と課題, *信学論 B-I*, Vol.J80, No.6, pp.296-304 (1996).
- 12) Ahuja, R.K., Magnanti, T.L. and Orlin, J.B.: *Network Flows: Theory, Algorithms and Applications*, Prentice-Hall (1993).
- 13) Deering, S., Estrin, D., Farinacci, D., Jacobson, V., Liu, C. and Wei, L.: An Architecture for Wide-Area Multicast Routing, *Proc. ACM SIGCOMM* (Sep. 1994).
- 14) Yamaguchi, H., Sakate, H., Yasumoto, K., Higashino, T. and Taniguchi, K.: A Bandwidth Re-allocation Method in Multicast Communication, *ICS Research Report*, ICS-98-1 (1998).
- 15) Fulp, E.W., Ott, M., Reininger, D. and Reeves, D.S.: Paying for QoS: An Optimal Distributed Algorithm for Pricing Network Resources, *Proc. IWQOS'98* (1998).

(平成 10 年 5 月 8 日受付)

(平成 10 年 9 月 7 日採録)



坂手 寛治 (正会員)

平成 8 年大阪大学基礎工学部情報工学科卒業。平成 10 年同大大学院博士前期課程修了。現在、(株)三菱電機に勤務。ネットワーク資源管理の研究に興味を持つ。



山口 弘純 (学生会員)

平成 6 年大阪大学基礎工学部情報工学科卒業。平成 8 年同大大学院博士前期課程修了。平成 10 年同大学院博士後期課程修了。工学博士。現在日本学術振興会特別研究員。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 5 年同大大学院博士前期課程修了。工学博士。平成 7 年滋賀大学経済学部助手。平成 10 年同大助教授、現在に至る。平成 9 年モント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 年同大大学院博士課程修了。同年同大助手。平成 2, 6 年モント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助教授。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学科卒業。昭和 45 年同大大学院博士課程修了。同年同大助手。現在、同大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。