

分散マルチメディアシステム向けの帯域制御ミドルウェアの実現

山 口 弘 純 大阪大学大学院基礎工学研究科助手

1 はじめに

電子ビデオ会議など多数のユーザがネットワークを介して大容量の映像データを送受信する分散マルチメディアシステムでは、複数の映像データストリームがネットワークの各所で交錯するため、ネットワーク帯域の競合をひき起こす場合が多い。これに対し、利用可能な帯域を各ストリームに均等配分するのではなく、各ユーザが各ストリームに対し要求する品質のレベルやそれらの動的な変化を考慮した帯域配分を行い、常にユーザ全体の満足度をなるべく高くすることが望ましい。

例えば社内ビデオ会議などでは、会議の参加者（ユーザ）は他の各参加者の映像や会議の資料映像、商品のプレゼンテーション映像など通常複数の映像ストリームを同時に受信するが、経営者は重要な発言を行う全ての管理職の映像は中品質以上で見たい、営業関係者は商品のプレゼンテーション映像のみは高品質で見たいなど、各ユーザごと各ストリームに対する要求品質レベルが異なる。また、商品のプレゼンテーション映像が旧商品紹介から新商品紹介へ移行したことをきっかけに、新商品情報が必要な技術関係者がその映像に対する要求品質レベルを上げるといった状況もあり得る。

代表研究者が所属する研究グループではこれまでに、各ユーザ（受信者）が、受信する複数の階層化マルチキャストストリームの各階層が自身にどの程度必要かを示す値（品質要求値）を与えているもとで、ある受信者があるストリームの階層数を増加させる（品質を向上させる）必要があるにも関わらず帯域が不足する場合に、帯域が不足するリンクを介して配信される他のストリームの階層数を減少させることで帯域不足に動的に適応する帯域制御方式を提案している。階層数減少は受信者がそれらの階層の受信を停止することで実現するが、それにより減少する品質要求値の総和が多くの場合全体として最小となるような受信停止の方法を計算できる。

本研究では、その帯域配分の基本アルゴリズムの実行に必要なデータの交換を行うプロトコルを設計及び実装し、帯域管理を行うミドルウェアを実現した。さらに、7台のPCをルータとして稼働させた IP ネットワークを構築して複数の JPEG 動画ストリームを用いた帯域制御を行い、受信者の受信フレームレートの変化を測定した結果、ビデオ会議などにおいて予想される品質要求変化の頻度（おおよそ数十秒から数分）に対し十分短い時間（1秒以下）で提案する帯域制御が行えたことを確認し、ミドルウェアの有効性を実証した。

2 帯域制御方式の概要

ネットワークはノード（マルチキャストルータ、以下ルータとよぶ）間の辺（リンク）に正の自然数（リンク容量）が割り当てられたグラフで与えられる。送信者 S_i ($1 \leq i \leq M$) が受信者 $R_1, \dots, R_N$ へ送信する木構造のデータストリームをマルチキャストストリーム（以下単にストリーム）とよび、 st_i で表す。 st_i の経路木において、 S_i から R_j への経路を $path_{i,j}$ で表す。 st_i は階層符号化法を用いて、基本層（第1層）と $L-1$ 個の拡張層（第 2、3、...、 L 層）に符号化されているとし、 $st_{i,l}$ で st_i の第 l 層を表す。階層符号化された st_i は基本層のみを用いて復号することも可能であるが、拡張層を復号に用いることでさらに高品質のストリームが復号できる。拡張層 l は第1、...、 $l-1$ 層から復号される映像の品質をさらに向上させるための差分データである。階層化マルチキャストでは、符号化された各階層を個別のマルチキャストアドレスで送信する。受信者は利用可能な帯域に見合った階層数を受信し、それらから映像を再生することで、各受信者自身で利用帯域の調整を行うことができる。

ここで、ある要因で、連続する1つ以上のリンク $L_1, L_2, \dots, L_P$ 上で C 単位帯域を新たに確保する必要が生じたとする。これは、例えばある受信者 R_j がストリーム st_x を層 $z-1$ まで受信している状況で、 st_x の品質を向上させるため、上位層 z の追加受信が必要となった場合や、リンク容量が C 単位帯域減少した場合などが考えられる。これに対し、本帯域制御方式では、各受信者 R_j は受信している各層 $st_{i,l}$ l に対し、その層が自身にどれほど必要かを表す正の整数値 $w_j(st_{i,l})$ （品質要求値）を与えておくものとする（値が大きいほど必要性が高い）。このもとで、リンク $L_1, L_2, \dots, L_P$ 上で帯域が不足する場合は、各受信者が受信しているストリームの階層数を減らすことで空き帯

域を発生させる。その際には、階層数減少に伴い減少する品質要求値の総和（全体の損失）をほとんどの場合に最小とできる。なお、以下がわかっていると仮定する。

- 1 各層の配送に必要な帯域 BL 。ここでは、各階層の必要帯域はすべて同じであると仮定するが、そうでない場合は最も帯域を必要とする階層の必要帯域を各階層の必要帯域とする。以下では BL を単位帯域とする。
- 2 各リンク L_k ($k=1, \dots, P$) の容量 $CAP(L_k) = a_k * BL$ (a_k は整数)
- 3 R_j が受信する st_i の現在の層数 $L_{cur,i,j}$
- 4 R_j の st_i l に対する品質要求値 $w_j(st_i, l)$
- 5 S_i から R_j への受信経路 $path_{i,j}$

また、以下の制約が満足されると仮定する。

- (1) $w_j(st_i, l) \leq w_j(st_i, l-1)$
- (2) 各 $path_{i,j}$ はリンク $L_1, L_2, \dots, L_P$ の一部または全部と連続して交わる

制約(1)は、各受信者はストリームの下位層ほど大きい品質要求値を指定しなければならないことを表す。品質要求値は、一般には各階層がどの程度品質に影響を与えるかの指標と考えられる。例えば 30fps の動画像が時間解像度に基づき 10fps ごと階層化されているとする。一般に、現在 20fps の動画像を 10fps に減少させる場合は、30fps の同じ動画像を 20fps に減少させる場合と比較し、品質に大きな影響を及ぼしやすいことなどから、下位層ほど大きな品質要求値を仮定する制約(1)は十分現実的であるといえる。また、リンク $L_1, \dots, L_P$ での帯域不足が、ある受信者 R_j の st_i の階層の追加受信要求による場合、それらのリンクは $path_{i,j}$ の一部と見ることができる。この場合、制約(2)に対する有用な十分条件の一つは、マルチキャスト経路制御プロトコルが、各ストリームに対する 2 ルータ間 $RT_u - RT_v$ の経路を常に一経路に決定することとなる。例えば Core Based Tree (CBT) Routing Protocol など、経路木が共有木により実現される場合はこの制約は必ず満足される。

ここで、各リンク L_k での現在の空き帯域は、その単位帯域ごと、品質要求値が 0 であるような仮想的なストリームの階層として扱う。これにより、本帯域制御方式が扱う問題は、空き帯域も含めて各リンクで少なくとも C 階層の送信を停止させ、その際のそれらの階層に対する品質要求値の総和をなるべく小さくする問題として定式化できこの問題に対し、アルゴリズムでは、リンク $L_1, \dots, L_P$ 上で少なくとも $x-1$ 階層が停止でき、かつその階層に対する受信者の品質要求値の和が最小となるような最上位階層の組合せ (OPT^{x-1} で表す) が発見されている状態から OPT^x を求める。これを $x=C$ となるまで行うことで解を得る。以下では $OPT^x - OPT^{x-1}$ を $opt^x (1 \dots P)$ で表す。

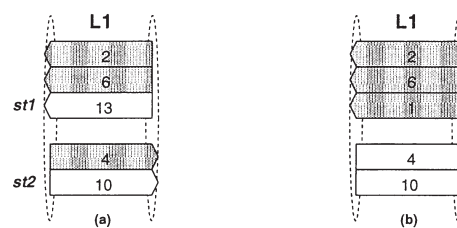


図1：1リンク上での3階層分の配送停止例

アルゴリズムの直観的な理解のため、まず $P=1$ の場合を図1(a)に示す。図のリンク L_1 上で3階層の配送を停止させる場合は、最小の品質要求値をもつ階層から順に選べばよい(この場合は $OPT^1 = \{st_1, 3\}$ 、 $OPT^2 = OPT^1 \cup \{st_2, 2\}$ 、 $OPT^3 = OPT^2 \cup \{st_1, 1\}$ となる)。ここで例えば図1(b)のように品質要求値のより小さい層が下位層に存在する場合、上記の方法で発見される階層の組合せは品質要求値の損失が最小とならない $st_1, 3$ 、 $st_2, 2$ 、 $st_1, 1$ を選択する組合せが最小)が、本方式では制約(1)を仮定しているため、最上位層の品質要求値の比較のみで順次決定できる。

$P > 1$ の場合も、 $L_1, \dots, L_P$ 全体を一つのリンクとみなす(すなわち $opt^x (1 \dots P)$ を一つの階層とみなす)ことで上記の考え方が適用できるが、一般には、ある階層の配送をあるリンク上で停止するとその下流リンクでも配送されなくなるため、実質的に複数リンク上で階層を停止できる場合がある。したがって、各階層がどのリンクを利用してい

るかを考慮し、それらの階層の組合せで $opt^x(1...P)$ を決定しなければならない。本方式では、制約(2)を仮定し、動的計画法の考え方に基づいた以下の方法で $opt^x(1...P)$ を求める。

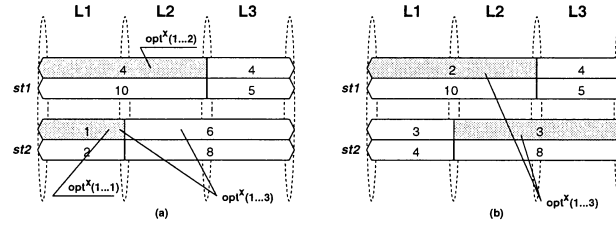


図2：3リンク上での1階層分の配送停止例

今リンク $L_1, \dots, L_P$ に対し $opt^x(1...1), opt^x(1...2), \dots, opt^x(1...k-1) (k < P)$ が得られているとする。ここで、 $opt^x(1...k)$ には、 L_k を通る最上位階層が必ず含まれるが、それら（その集合を TOP_k で表す）は制約(2)より、必ず L_k を終点とした連続リンクを利用する。以下では、 $l_s \in TOP_k$ が利用するリンクを $L_{u_s}, L_{u_s+1}, \dots, L_k$ とする ($1 \leq u_s \leq k$)。ここで、以下が成り立つ。

$$opt^x(1...k) = opt^x(1...u_s - 1) \{l_s\}$$

ただし $opt^x(1...u_s - 1) \{l_s\}$ は品質要求値の和が最小である階層の組である。したがって、 $opt^x(1...k)$ はたかだか TOP_k の要素数の比較操作により決定できる。例えば、図2 (a) のように $opt^1(1...1), opt^1(1...2)$ がわかっている状態で $opt^1(1...3)$ の決定には、 $opt^1(1...2) \{st_1, 2\}$ と $opt^1(1...1) \{st_2, 2\}$ の品質要求値の総和を比較すればよい。その結果、 $opt^1(1...3)$ は後者であることがわかる。なお、 $opt^x(1...P)$ が図2 (b) の L_2 のように一部のリンク上で2単位帯域の配送を停止する組合わせとなる可能性もあるが、その場合はその余剰帯域を品質要求値が0である階層として $opt^y(1...P) (y > x)$ の決定時に利用する。

上記の方法で得られた階層の組合せは、各 $opt^x(1...P)$ が各リンク上で1単位帯域のみを停止するような組合わせである限りは最適である。ただし、 $opt^x(1...P)$ が一部のリンク上で2単位帯域の配送を停止する組合わせである場合は最適でなくなる可能性もあるが、提案方式ではその余剰帯域を $opt^y(1...P) (y > x)$ で利用できるため、実用上は十分最適に近い解が得られると考えられる。

3 帯域制御例

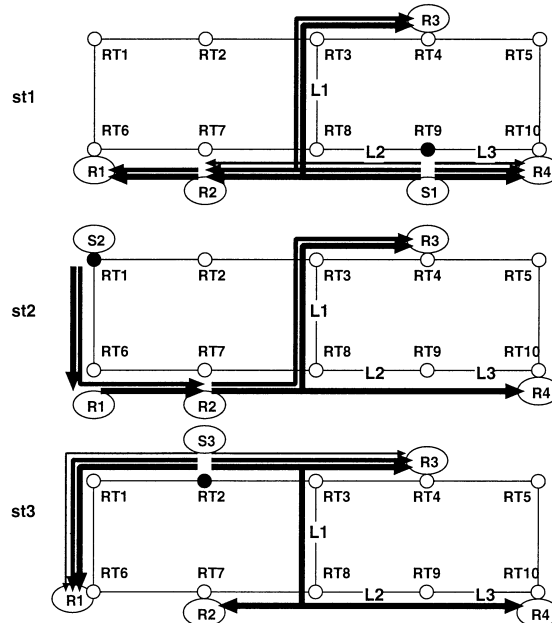


図3：ストリーム $st1$ 、 $st2$ 、 $st3$

図3は受信者 R_1 、 R_2 、 R_3 、 R_4 がストリーム st_1 、 st_2 、 st_3 を受信している様子である。各ストリームは3階層に符号化されて送信され、太い順に第1、第2、第3層を表す。例えばルータ RT_6 に属する受信者 R_1 は st_1 を第2層まで受信している。各層の送信には1単位帯域が必要であるとする。

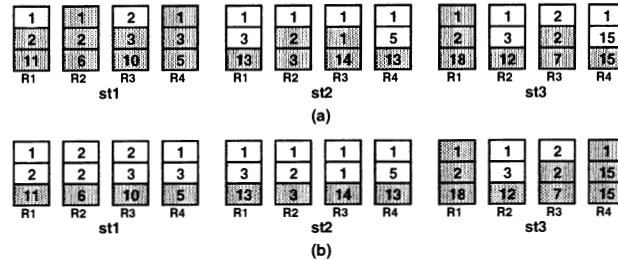


図4 受信者 R_1 、 R_2 、 R_3 、 R_4 の品質要求値

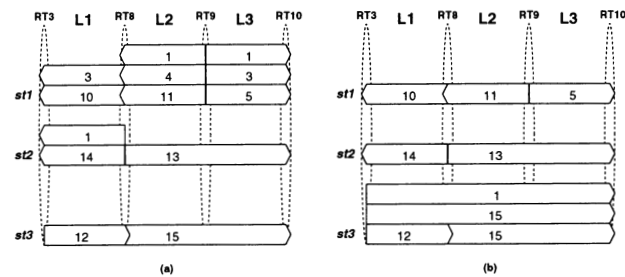


図5 リンク L_1 、 L_2 、 L_3 での配送状況

図4 (a) に受信者ごとの階層の受信状況及び品質要求値を示す（色のついた階層はそれが受信されていることを示し、下から順に第1、第2、第3層を表す）。今、 RT_{10} に属する受信者 R_4 が、 st_3 の第2層及び第3層（ $st_3, 2$ 、 $st_3, 3$ ）を受信する必要が生じたとする。この場合、送信者 S_3 からルータ RT_3 まではそれらの層がすでに配送されているが、 RT_3 から RT_{10} （ R_4 ）の各リンク（順に L_1 、 L_2 、 L_3 で表す）上にはそれらの層を新たに配送するための2単位帯域を確保する必要がある。しかし、今、それらのリンクの容量がすべて5であるとする、例えばリンク L_1 は R_3 に対する $st_1, 1$ 、 $st_1, 2$ 、 $st_2, 1$ 及び $st_2, 2$ の配送経路として利用され、さらに R_2 、 R_4 に対する $st_3, 1$ の配送経路としても利用されているため、5単位帯域が既に利用されており、空き帯域は0である。同様に L_2 、 L_3 の空き帯域も0であることがわかる（図5 (a)）。

このとき、 R_1 、 R_3 、 R_4 がそれぞれ st_1 、及び st_2 の第2層以上の層の受信を停止することで、各リンク上に2単位帯域の空きを生じることができ、かつその際に損失する品質要求値の総和を最小とできる（ $w_1 st_1, 2 + w_2 st_1, 2 + w_2 st_1, 3 + w_3 st_1, 2 + w_4 st_1, 2 + w_4 st_1, 3 + w_2 st_2, 2 + w_3 st_2, 2 = 15$ ）。図4 (b) に R_4 の要求が受け入れられた状況を、図5 (b) に そのときのリンク L_1 、 L_2 、 L_3 上での階層の配送状況を示す。

4 帯域制御プロトコルの設計と実装、制御実験

この帯域制御方式をマルチキャスト帯域配分プロトコル（REceiver-COoperative Multicast bandwidth Management、以下 RECOMM）として設計した。RECOMM プロトコルは各受信者上で動作するモジュール（RECOMM モジュールとよぶ）群で構成される。 R_Y の RECOMM モジュール（ $recomm_y$ で表す）は、帯域が不足する場合、他の受信者（および自身）の RECOMM モジュール群に層受信の状況を問い合わせ、それらの情報を元に、好み値減少量なるべく小さくなるような層受信停止方法を計算する。その計算結果を元に、他の RECOMM モジュール群に受信停止命令を発行する。命令を受け取ったそれらのモジュールは指定された層の受信を停止し、応答を $recomm_y$ に返信する。 $recomm_y$ はそれらの応答を受信することで実際に層の配信が停止されたことを知ることができる。RECOMM モジュール

ル群は制御用に用意したマルチキャストアドレスを介して互いに通信する。 $recomm_i$ は、現在受信している各ストリーム st_i に対し、 S_i から R_j からへの経路情報 $path_{i,j}$ と必要な帯域幅の情報 $B_{st_i,l}$ を保持するとする。

名称	内容
reqINFO	帯域幅が必要な経路 $L_1, \dots, L_p$ の情報
ackINFO	$L_1, \dots, L_p$ と $path_{i,j}$ が交わる場合、交わるリンク情報、受信層数、各層の帯域幅、好み値
reqRELEASE	受信を停止すべき層
ackRELEASE	

上表は各メッセージの内容を表す。一般性を失わず、受信者 R_N が st_x の新規層 st_i, l_i の追加受信要求を行うとする。 $recomm_N$ は帯域が不足する場合、リンク情報 $\{L_1, L_2, \dots, L_p\}$ を $recomm_1, \dots, recomm_{N-1}$ に reqINFO メッセージとしてマルチキャスト送信する。各 $recomm_j$ は、reqINFO メッセージを受信すると、受信している各ストリーム st_i の経路 $path_{i,j}$ が $\{L_1, L_2, \dots, L_p\}$ とリンクを共有する場合はそのストリームの受信層数、好み値、どのリンクを共有するかをackINFO メッセージとして $recomm_N$ に返信する。 $recomm_N$ のモジュールはこの情報を収集して層受信停止計算を行い、層受信停止命令を再び $recomm_1, \dots, recomm_{N-1}$ に reqRELEASE メッセージとしてマルチキャスト送信する。層受信を停止すべき受信者のモジュールはこのメッセージを受信後、層受信を停止させ、その応答として ackRELEASE メッセージをマルチキャスト送信する。 $recomm_N$ が、関係するすべてのモジュールからの ackRELEASE メッセージを受信後、 R_N は再度新規層の受信要求を行うことができる。 $R_1, \dots, R_{N-1}$ の RECOMM モジュールはマルチキャスト送信された ackINFO メッセージや ackRELEASE メッセージは必要ないため、受信しても単に破棄する。

なお、ある受信者のモジュールからの reqINFO メッセージを受信したモジュールは、自身が ackRELEASE を送信するまで reqINFO を送信しないものとするが、2つ以上のモジュールが同時に reqINFO を送信することもあり得る。これに対しては、時刻印を用いてモジュール間で排他制御を行う方法が考えられる。この場合、各モジュールはおおよそ同期した時計による時刻印をreqINFO に付加する。reqINFO を時刻 T に受信した各モジュールは、予めわかっているセッション内の最大遅延時間を D とすると、 T から $T+D$ の間に他の reqINFO メッセージが到着しない場合はその reqINFO メッセージの処理を行い、到着した場合はそれらのメッセージの時刻印を比較し、より早い方のメッセージを処理することで順序制御を行うことができる。

4.1 JPEGストリームの帯域制御実験

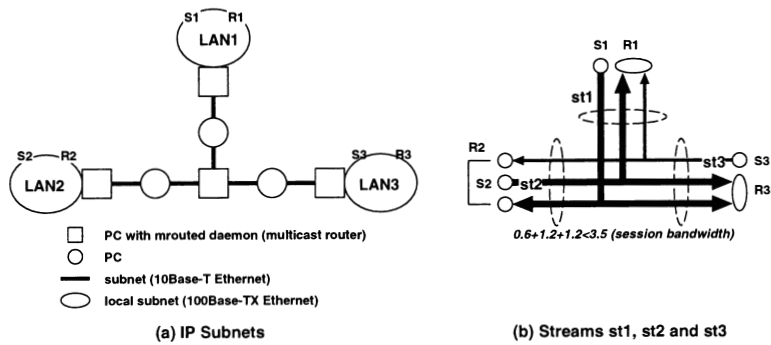


図6 帯域制御実験に用いたネットワーク

次に、RECOMM モジュールと、JPEG動画を時間解像度で階層化してマルチキャスト送受信するプログラムを XAnim をもとに実装し、受信プログラム (R_i で表す) と RECOMM モジュール $recomm_i$ を連動させ、動画転送における帯域制御実験を行った。JPEG動画は、フルモーション (32fps) で約 1.2Mbps の 160x120 JPEGフレーム列 (約 5kbyte/frame) を2階層 (各 16fps, 0.6Mbps) に分割した。さらに、10Base-T Ethernet による 10Mbps のIPネットワークを、図6 (a) のように FreeBSD3.1 が動作する7台の計算機により構築し、うち4台でマルチキャストルーティングデーモンプログラムである mouted を動作させた。また、mouted のセッション帯域制限機能を用いて各リンクの帯域を 3.5 Mbps に制限した。各ローカルサブネット LAN_i には、動画マルチキャスト送信プログラム S_i と、他のサブネットからの2つのJPEG動画ストリームを受信する受信プログラム R_i が $recomm_i$ と連動して動作している。 S_i

からのストリームを st_i で表す。

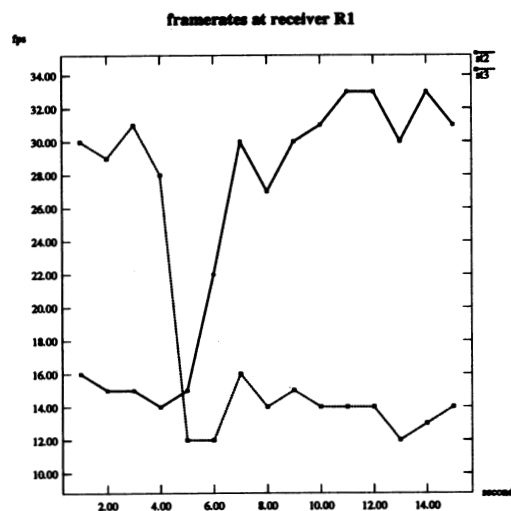


図7 R_1 でのフレームレートの遷移

図6 (b) に受信者の階層の受信状況を示す。 st_1 と st_2 が2階層、 st_3 が1階層送信されているとする。 R_1 が st_3 の第2層の受信を試みたところ、安定受信できなかったため、 $recomm_1$ が reqINFO を送信し、 $recomm_2$ 、 $recomm_3$ から現在のストリームの受信状況を ackINFO として受け取る。 $recomm_1$ はそれらの情報から、 $recomm_1$ に st_2 の第2層の受信を、 $recomm_3$ に st_1 の第2層の受信をそれぞれ停止するよう reqRELEASE により通知した。 $recomm_1$ 、 $recomm_3$ はそれぞれ R_1 、 R_3 に対しその通知を転送し、ackRELEASE を送信した。 $recomm_1$ は ackRELEASE を得た後、 R_1 に対し、受信可能である旨を通知し、 R_1 は実際に st_3 の第2層の受信を開始した。このときの R_1 における st_2 及び st_3 のフレームレートの遷移を図7に示す。

$recomm_1$ は時刻4で reqINFO を送信し、時刻5にはすでに ackRELEASE を受信していたため、 R_1 は同時刻5で st_2 の受信を開始でき、輻輳を生じることなく受け入れられた。このことから、帯域制御システムが実環境においても十分現実的な時間（一秒未満）で制御できることが確かめられた。

< 発 表 資 料 >

題 名	掲載誌・学会名等	発表年月
多人数参加型マルチメディアアプリケーション向きの協調的輻輳制御方式の提案と実装	情報処理学会第62年全国大会講演集7T-05	2001年3月
環境適応型のQoS制御を行うネットワークシステム資源管理システム	コンピュータソフトウェア、Vol.18, No.3, pp.243-249	2001年5月
Quality Requirement Coordination in Rate Adaptation of Multiple Layered Videos	Proc. of Int. Conf. on Software Engineering Applied to Networking & Parallel / Distributed Computing (SNPD'01)	2001年8月