

フロー状態通知を利用した分散協調型ストリームフローQoS制御方式

グエン・ヴィン・タム[†] 小林 亜樹[†] 山岡 克式^{††} 酒井 善則[†]

† 東京工業大学 工学部 〒152-8550 東京都目黒区大岡山2-12-1

†† 東京工業大学 学術国際情報センター 〒152-8550 東京都目黒区大岡山2-12-1

E-mail: †nguyen@net.ss.titech.ac.jp, ††{koba,ys}@ss.titech.ac.jp, †††yamaoka@gsic.titech.ac.jp

あらまし 筆者等は広域ネットワーク上の MPEG ビデオストリーミングにおける再生品質の公平性を指針とした帯域制御方式[1]を提案して、ネットワーク内にボトルネック回線が存在する場合においても、幅轍を発生させず、ボトルネック回線を共有するフローの再生品質の均一化を実現した。しかしこの方式では、ルータ間の協調性が乏しいため、空き帯域や動画像フローの特性の変動に対する応答性が悪く、再生品質の迅速な収束を実現する仕組みが求められた。本稿では、フロー状態通知を利用した分散協調型ストリームフロー QoS 制御方式を提案する。本方式では、ルータが回線やその上を流れるフローの状態・状況を監視し、サーバに対する個別な制御を行い、サーバが伝送経路上のルータへのフロー状態を通知することにより、QoS の分散協調制御を実現する。各ルータは、接続された回線の幅轍を検出すると、その上を流れるフローの状態および再生品質に基づいてそれらの送出元サーバに対して要求メッセージを送る。計算機シミュレーションにより本方式の有効性を確認した。また、ネットワークの変動に対応する時間の長さと各種パラメータとの関係式についても検討した。

キーワード ストリームフロー, 分散協調型ストリームフロー QoS 制御方式, QoS, 公平性, 収束性

Distributed Cooperative Stream Flow QoS Control Scheme Using Flow State Acknowledgment

Vinh TAM NGUYEN[†], Aki KOBAYASHI[†], Katsunori YAMAOKA^{††}, and Yoshinori SAKAI[†]

† Graduate School of Science and Engineering, Tokyo Institute of Technology 2-12-1 Ookayama,
Meguro-ku, Tokyo, 152-8550, Japan

†† Global Scientific Information and Computer center, Tokyo Institute of Technology 2-12-1
Ookayama, Meguro-ku, Tokyo, 152-8550, Japan

E-mail: †nguyen@net.ss.titech.ac.jp, ††{koba,ys}@ss.titech.ac.jp, †††yamaoka@gsic.titech.ac.jp

Abstract The bandwidth management scheme[1] was proposed, to obtain fairness for MPEG video streaming QoS on wide area network. In this scheme, when bottlenecks exists in the network, the Qos of video streams that share the bottleneck can be maintained. However, the lack of cooperativeness among the routers make response to the change of available bandwidth and video characteristic slow. Therefore, the scheme that can make quick response to the network dynamics is required. This paper proposes the distributed cooperative control scheme of stream flow based on flow state, video characteristic and available bandwidth. In this method, the router plays an important role for distributed QoS control. It has the function of monitoring link bandwidth, flow state of video streams which share that link, and sending message to streaming server. Futhermore, server has the function to acknowledge the flow state to all of the routers on the path. When congestion in a link is detected, router sends appropriate acknowledgements to the streaming servers which share that link, based on the flow state, video characteristic, and available bandwidth. By simulations, it is shown that the proposed scheme can give quick response to the change of network resources. We also study the relation between the responsiveness and parameters.

Key words Stream Flow, Distributed Cooperative Stream Flow QoS Control Scheme, QoS, Fairness , Convergence

1. はじめに

広域ネットワーク上の MPEG ストリームの伝送制御に関する研究は各所で行われているが、その大半はエンド一エンド間の制御であり、ネットワーク内部の状態を明確に知ることができない。ある時点での特定の回線に帯域許容量を超えたトラフィックが集中して、その回線がボトルネックになり輻輳が発生した場合、その回線を共有するフロー間の公平な制御を実現する仕組みが必要である。

筆者等は、ネットワーク中に介在するルータの、各出力リンクの帯域とその上を流れるフローの監視機能、およびサーバに対するレート削減要求機能を用いた帯域制御方式を提案した[1]。

この方式を用いることにより、ネットワーク内にボトルネック回線が存在する場合においても輻輳が発生せず、ボトルネック回線を共有するフローの再生品質が均一化されている。しかし、ルータ間での情報のやりとりを行わず協調性が乏しいため、空き帯域や動画像フローの特性の変動に対する応答性が悪く、再生品質の収束性に問題があった。

本稿では、フロー状態という概念を導入した、ルータ同士の協調性を高める公平な帯域制御方式を提案する。

本方式を実現するためには、ネットワーク内のルータに、回線およびフローの監視機能やサーバへのフロー状態通知および増加レート・フロー当たり空き帯域通知といった新機能が必要である。また、送出元サーバに、伝送経路上のルータへのフロー状態通知といった新機能も必要である。

以下、2. では、提案方式の詳細を述べ、3. では、計算機ミュレーションによる性能評価によって、提案方式の有効性を確認する。4. では、ネットワークの変動に対する応答性とパラメータとの関係について考察し、最後に、5. でまとめと今後の課題について述べる。

2. 提案方式

本方式は、ネットワーク内のルータがエンド一エンドの帯域制御に介在し、サーバの送出レート調整フェーズおよび伝送経路上の全ルータへのフロー状態通知フェーズを、ルータと協調させることで実現する。

2.1 フロー状態

フローは、3つの状態を持つ。

- 非飽和状態：ルータのレート通知に基いて送出レートが増加する。
- 安定状態：一定レート(U)だけ送出レートが増加する。
- 輻輳状態：一定レート(D)だけ送出レートが削減される。

2.2 サーバの動作

サーバは、GOP 単位で直前に受け取ったネットワーク中のルータからのフロー状態通知および増加レート・フロー当たり空き帯域通知に基づいて、ピットレートを調整しながら(表 1)、原画像の符号化・PSNR の算出・送出パケットの生成という一連のプロセスを行う。送出パケットに、伝送経路上のルータが参照する PSNR が付加され、PSNR 情報は、符号化中の GOP

で全て同じであり、GOP 長周期で変化する。

表 1 フロー状態通知と送出レート

フロー状態通知	次の GOP の送出レート
非飽和状態	最もボトルネックになりうる回線を監視しているルータから通知された増加レートだけ増加する
安定状態 or なし	一定レート($U[\text{bps}]$)だけ増加する
輻輳状態	一定レート($D[\text{bps}]$)だけ削減する

伝送経路上にフロー状態通知・増加レート・フロー当たり空き帯域通知機能を持つルータが複数存在する場合には、符号化中の GOP の間に複数の通知を受ける可能性がある。通知に応じて、適切な動作をするために、サーバは以下の三つの状態(図 1)に分けられる。ただし、サーバの状態は、符号化中の GOP の間だけ有効である。

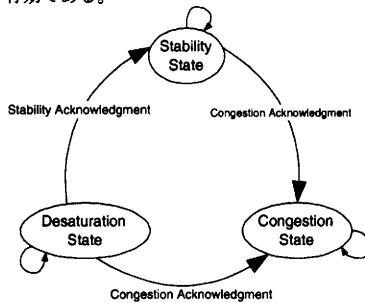


図 1 サーバ状態遷移図

(1) 輻輳状態 (Congestion State)

サーバは一旦輻輳状態通知を受けると、伝送経路上のどこかが輻輳していると断定して、状態を輻輳状態に更新した後、直ちに伝送経路上の全ルータに「フローが輻輳状態である」メッセージを送り、レート通知が行われないようにする。符号化中の GOP の間には、更なる通知をすべて無視する。

(2) 安定状態 (Stability State)

サーバは状態が輻輳状態でない場合、安定状態通知を受けると、伝送経路上のどこかが安定状態であると判定して、状態を安定状態に更新した後、直ちに伝送経路上の全ルータに「フローが安定状態である」メッセージを送る。符号化中の GOP の間には、更なる通知を受ける可能性があるが、輻輳通知以外の通知をすべて無視する。

(3) 非飽和状態 (Desaturation State)

サーバは、ルータから通知された増加レートおよびフロー当たり空き帯域の内、最もボトルネックになりうる回線を監視しているルータからの通知を優先的に選択する。即ち、最もフロー当たり空き帯域の小さい通知を選び、その通知の増加レートで送出レートを増加させる。

2.3 ルータの動作

ルータは、監視対象回線の余剰帯域を $S[\text{ms}]$ 周期で監視し、回線状態に応じて回線を共有する送出元のサーバにフロー状態通知または増加レート・フロー当たり空き帯域通知メッセージ

を送る。回線状態は以下の3つに分けられる。状態間の遷移を図2に示す。

- 非飽和状態 (Desaturation State) : $B_r > T_h$
- 安定状態 (Stability State) : $T_h \geq B_r > 0$
- 幅轍状態 (Congestion State) : $0 \geq B_r$

ここでは、 B_r [bps]は監視対象回線の余剩帯域、 T_h [bps]はその回線の幅轍検出閾値である。

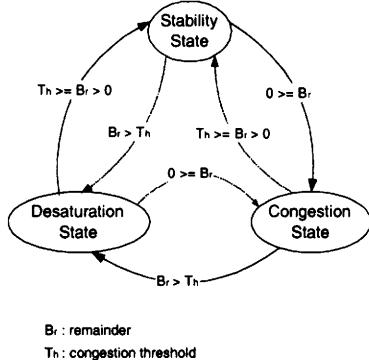


図2 回線状態遷移図

2.3.1 フロー状態更新アルゴリズム

ルータの管理している各フローの状態は、ネットワークの変動に応じて常に変化する。特定フローの経路上のどこかにボトルネックが発生する、即ち経路上のどこかに幅轍状態もしくは安定状態が発生すると、そのフローの送出元サーバは、ボトルネックから「幅轍状態」または「安定状態」通知を受け、状態を更新した後、経路上の全ルータへ同様の通知を行う。

• ルータは、送出元サーバから「フローが幅轍状態である」メッセージを受けると、そのフローの状態を幅轍状態にし、チェック対象の $S[\text{ms}]$ 周期の間には、更なる通知をすべて無視する。

• ルータは、送出元サーバから「フローが安定状態である」メッセージを受けると、そのフローの状態が幅轍状態でない場合、そのフローの状態を安定状態にし、チェック対象の $S[\text{ms}]$ 周期の間には、幅轍通知以外の更なる通知をすべて無視する。

特定フローの状態を非飽和状態に開放するに当たっては、Max-Min fairness と呼ばれる公平性を実現するために、そのフローの経路上の各ルータは、監視対象回線が非飽和状態になつた時に限って自立的にその回線を共有する全フローの状態を非飽和状態に開放する。Max-Min fairness とは、ボトルネックを共有しているフロー間では再生品質が公平になるように制御が行われるが、それ以外の回線の帯域が余っている場合は、利用可能な帯域を使える限り使うことである。

2.3.2 帯域制御アルゴリズム

i 本のフローが流れる回線に対するルータの帯域制御を、以下に示す。

(1) 非飽和状態 (Desaturation State) と判定した場合

[step 1] 割り振る増加レートの基本値である $B =$

$\frac{B_r - T_h - s * U - \frac{i(i+1)}{2} * U}{i}$ を求め、幅轍状態および安定状態であるフローを除いて、残りの全フローの送出元サーバに対して、PSNR 値の高いフローから、下記のアルゴリズムに従ってフローの増加レートおよび、フロー当たりの空き帯域 $B_{per_flow} = \frac{B_r - T_h}{i}$ を算出、割り振る。PSNR 値の高いフローほど低い帯域を割り振るようにするアルゴリズムである。ただし、 s は安定状態であるフローの数、 c は幅轍状態であるフローの数である。

```

1   For (k = 0; k < i; k + +)
2     If (B ≤ 0)
3       If (B + (k + 1 + s + c) * U ≤ 0) Then
4         増加レート ← 0
5       Else
6         増加レート ← ((int)  $\frac{B}{U}$  + k + 1 + s + c) * U
7     Else
8       増加レート ← (k + 1 + s + c) * U

```

[step 2] 全フローを非飽和状態に開放する。

(2) 安定状態 (Stability State) と判定した場合

$$ND > (i - N)U \quad (1)$$

を満たす最小の N を求め、その時点でのルーターテーブルに保持されている PSNR 値が高い順に N 本のフローの状態を幅轍状態にし、その送出元サーバに対して、幅轍状態の通知メッセージを送る。

残りの $(i - N)$ 本のフローの状態を安定状態にし、その送出元サーバに対して、安定状態の通知メッセージを送る。

(3) 幅轍状態 (Congestion State) と判定した場合

[step 1] i 本全てのフローの送出元サーバに対して、幅轍状態の通知メッセージを送り、

$$B'_r \leftarrow B_r \quad (2)$$

とし、step 2 に進む。

[step 2] $S[\text{ms}]$ 経過後、再び監視対象回線の余剩帯域のチェックを行い、幅轍状態と判定し、かつ $B'_r \geq B_r$ の場合、 $S[\text{ms}]$ 周期を半減する。

3. シミュレーションとその結果

3.1 シミュレーションの条件

パケットロスは幅轍のみにより発生するとし、各フローのパケット伝送間隔はパケット伝送間隔の平均値 ($= \frac{\text{パケットサイズ}}{\text{送信レート}}$) の 0.5 から 1.5 倍程度で変動させることによりジッタを発生させる。

なお、シミュレーションでは、実際に動画像を伝送せず、 $PSNR[dB] = a + Bitrate * b$ といった形のビットレート-PSNR 特性関数を複数用意し、その中からランダムに与えられた特性関数を持つ擬似フローを用いた。この関数により、ある時点の PSNR をその時点のビットレートから求めることができる。各フローの伝送開始時刻はランダムである。他のパラメータは表2に示す。

表 2 シミュレーション条件

初期レート	2.0 Mbps
送出レート上昇量 (U [bps])	10 kbps
送出レート減少量 (D [bps])	100 kbps
幅検出閾値	150 kbps(残り)
S [ms] 周期	200 ms
GOP 長	400 ms
ゲートウェイバッファサイズ	1000 packets
パケットサイズ	1000 bytes

3.2 単一リンクモデル

3.2.1 ネットワークモデル

シミュレーションは ns-2[3] を用い、2 台のルータ間を 20[Mbps] の回線で接続し、それぞれのルータに 5 台ずつのサーバとクライアントを接続するモデルで行った（図 3）。動画像は、回線を共有してサーバからクライアントへ 1 対 1 で伝送される。

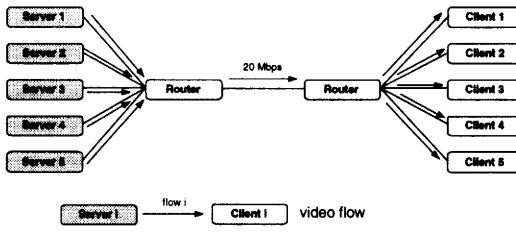


図 3 単一リンクモデル

3.2.2 評価

単一リンクのモデルを用いたシミュレーションの結果を図 6、図 7 に示す。図 6(a) は各フローのビットレートの時間変化を、図 6(b) は各フローの PSNR の時間変化を、図 7(c) は共有回線の使用帯域の時間変化を、図 7(d) は各フローのロス率の時間変化を表している。図 6、図 7 に示したように、PSNR は迅速な収束をして、一定の範囲で変動している。このことから、再生品質の公平性が実現されており、空き帯域や動画像フローの特性の変動に対する応答性が速いことが確認できる。

3.3 多リンクモデル

ボトルネックとなりうる回線が複数存在するこの場合、Max-Min fairness と呼ばれる公平性が実現される必要がある。

3.3.1 ネットワークモデル

図 4 に示すネットワークモデルを用いる。5 台のルータが 4 本の回線で接続されているネットワークにおいて、それぞれ 7 台ずつのサーバとクライアントが 1 対 1 で動画像伝送を行う。サーバおよびクライアントにつけられる番号は、そのままフローの番号とし、回線の帯域およびその回線を共有するフローは、表 3 に示す。

3.3.2 評価

図 4 のネットワークモデルを用いたシミュレーションの結果を図 8、図 9 に示す。図 8(a) は各フローのビットレートの時間変化を、図 8(b) は各フローの PSNR の時間変化を、図 9(c) は共有回線の使用帯域の時間変化を、図 9(d) は各フローのロス

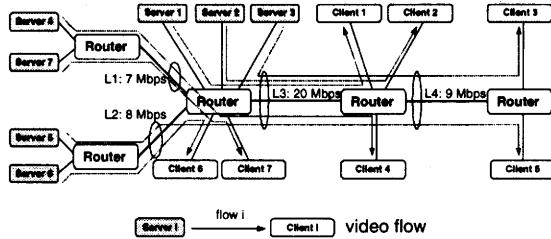


図 4 多リンクモデル (2)

表 3 各回線の帯域容量と流れるフロー

回線番号	帯域 [Mbps]	フロー番号
L1	7	4,7
L2	8	5,6
L3	20	1,2,3,4,5
L4	9	3,5

率の時間変化を表している。

図 8(b) から分かるように、シミュレーション開始から 300 秒の間、フロー 7 のネットワークへの参入前に、回線 L3 がボトルネックとなり、回線 L3 を共有するフロー 1、2、3、4、5 の再生品質は、同程度の幅に収束する。フロー 5 が 3.5[Mbps] 前後までしか送出レートを上げられないから、フロー 5 と共に回線 L2 を共有するフロー 6 は余剩帯域を最大限に利用する。

300 秒時点でのフロー 7 が伝送を開始すると、回線 L1 がボトルネックとなり、回線 L1 を共有するフロー 4 およびフロー 7 は再生品質が同程度に収束するようになる。フロー 4 は送出レートをそれ以上上げられなくなるにつれて、フロー 4 がフロー 1、フロー 2、フロー 3、フロー 5 と共に共有する回線 L3 に余剩帯域が生まれ、フロー 1、2、3、5 がそれを最大限に利用し、収束幅が大きくなる。また、フロー 5 の再生品質が向上すると、フロー 5 と共に回線 L2 を共有するフロー 6 の再生品質が落ちる。

また、900 秒時点でのフロー 3 が終了すると、L3 に余剩帯域が生まれ、L3 を共有するフロー 1、フロー 2、フロー 4、フロー 5 がそれを最大限に利用しようとする。それについて、回線 L1 および回線 L2 がボトルネックに化して、回線 L1 を共有するフロー 4 とフロー 7 の再生品質が同じ範囲で変動し、回線 L2 を共有するフロー 5 とフロー 6 が同じ範囲で変動するようになる。フロー 4 およびフロー 5 が頭打ちになっているため、回線 L1 に余剩帯域が生まれ、回線 L1 を共有するフロー 1 とフロー 2 が余剩分を最大限に利用して、同程度の幅に収束することが確認できる。

以上より、提案方式より、余剩帯域と再生品質の変動への迅速な応答性、および Max-Min fairness が実現されることが示された。

4. ネットワークの変動に対する応答性とパラメータの関係

多リンクモデルのシミュレーションでは、900 秒時点で、フ

ロー3伝送の終了に伴って、回線L3に余剰帯域が生まれる。回線L3がそれまでの安定状態から新たな安定状態に落ち着くため、約50秒かかっている。(図9(c))。この時間の大きさは、各フローの安定状態における送出上昇量 $U[\text{bps}]$ および輻輳状態における送出レート減少量 $D[\text{bps}]$ に依存する。すなわち、 i 本のフローが流れる回線の帯域容量が $B_c[\text{bps}]$ 変動した場合、変動が落ち着くまでの時間 $T[\text{msec}]$ は以下の式となる。

$$T = \begin{cases} \frac{B_c G}{\frac{(i+s+c+1)(i-s-c)}{2} U + sU - cD} & B_c \geq 0 \\ \left| \frac{B_c G}{iD} \right| & B_c < 0 \end{cases} \quad (3)$$

ここで、対象回線を流れる i 本のフローの内、 s は安定状態にあるフローの数、 c は輻輳状態にあるフローの数であり、 G は動画像フローの GOP 長である。

上記の式から分かるように、回線の帯域容量が $B_c[\text{bps}]$ ($B_c \geq 0$) 変動した場合、新たな安定状態に落ち着くまでの時間を短縮するために、 U を大きくし、 D を小さくする必要がある。

同様のシミュレーションを U および D を変更させて行った結果を図5に示す。 $U = 30[\text{kbps}]$ 、 $D = 100[\text{kbps}]$ と設定した場合、図5(a)は、各フローのビットレートの時間変化を、図5(b)は、各フローのロス率を表す。 U を大きく設定することで、900秒時点で、回線L3の帯域容量上昇に約20秒で対応しているが、各フローの送出レートの変動幅が大きくなり、再生品質変動が激しくなってしまう。また、 U を大きく設定したことと、送出レート上昇量が大きいため、回線の許容帯域を超えるがちになり、ロスが発生する(図5(b))。動画像の再生品質向上の観点からは、望ましくない。

また、図5(c)は、 $U = 10[\text{kbps}]$ 、 $D = 300[\text{kbps}]$ と設定した場合、各フローのビットレートの時間変化を表す。 D を大きく設定することで、回線の帯域変動量が負 ($B_c < 0$) である場合には、安定状態になるまでの時間が短縮するが、逆に回線の帯域変動量が正 ($B_c \geq 0$) である場合においては、安定状態までの時間が長くなる。さらに、下げ幅が大きいため、再生品質の変動が激しく、しかも回線の有効活用ができず、有効利用観点からは望ましくない。

5. まとめ

本稿では、画像特性、余剰帯域とフロー状態に基づく分散協調型ストリームフロー QoS 制御方式を提案した。シミュレーションによる提案方式の有効性を確認した。本方式では、ルータは回線帯域使用量およびその上を流れる各フローの状態・状況を監視し、輻輳が発生した場合、全フローの送出サーバに対して送出レートの削減を要求する。対象回線に余剰帯域がある場合、その回線を共有する各フローの中で、輻輳状態および安定状態でなく、送出レートを上げることのできるフローの送出レートを再生品質の低いフローから順に大きく増加させるものである。

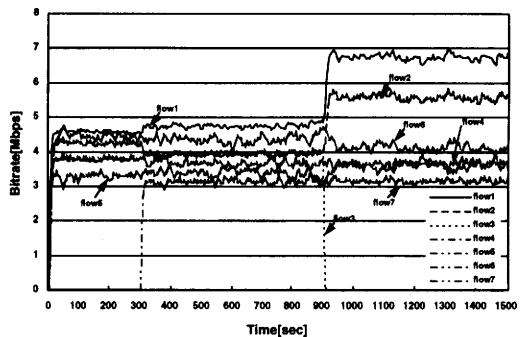
本方式を用いることより、ボトルネックを共有するフローの

再生品質が迅速に収束し、公平性を実現できる。同時に、回線の帯域を最大限に利用するという Max-Min fairness と呼ばれる公平性が実現されることを確認した。

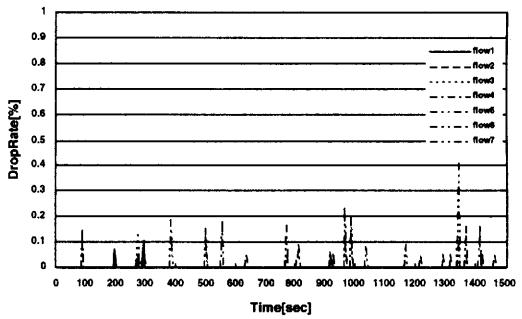
今後は、送出レート上昇量 $U[\text{bps}]$ および送出レート減少量 $D[\text{bps}]$ の最適値を求め、広域ネットワークでのシミュレーションで確認する予定である。

文 献

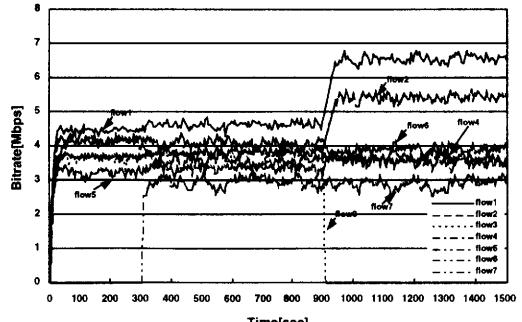
- [1] 小川 賢太郎, 山岡 克式, 酒井 善則, "ストリーミングメディアに対する分散型 QoS 制御," 電子情報通信学会技術報告, CS2002-116, IN2002-104, pp.7-12, Dec. 2002.
- [2] M.Gerla, W.Wang, and R.Cigno, "Bandwidth feedback control of TCP and real time sources in the Internet," Proc. of IEEE GLOBECOM 2000, pp.561-565, Nov. 2000.
- [3] UCB/LBNL/VINT, "Network Simulator NS," <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>



(a) $U=30[\text{kbps}]$, $D=100[\text{kbps}]$

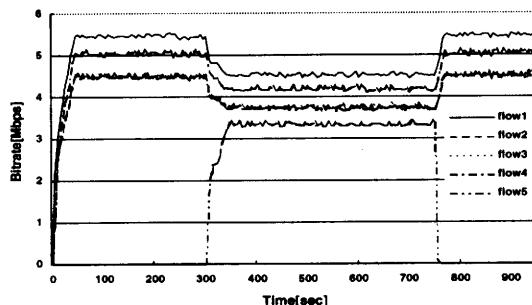


(b) $U=30[\text{kbps}]$, $D=100[\text{kbps}]$

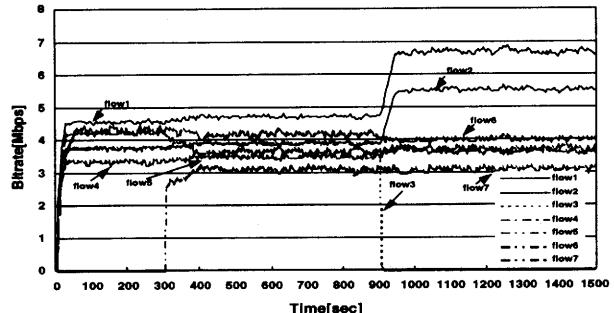


(c) $U=10[\text{kbps}]$, $D=300[\text{kbps}]$

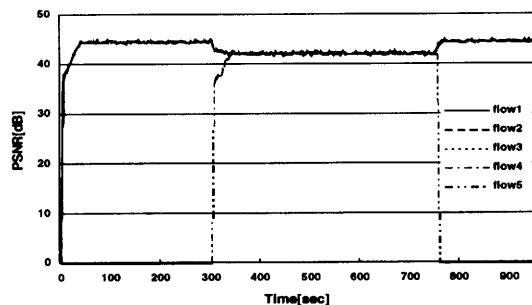
図5 ビットレートおよびロス率の時間変化



(a) Change in bitrate

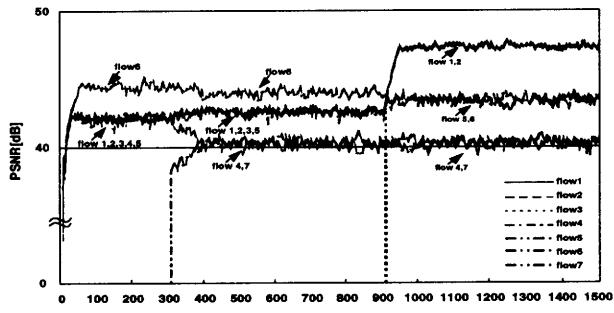


(a) Change in PSNR



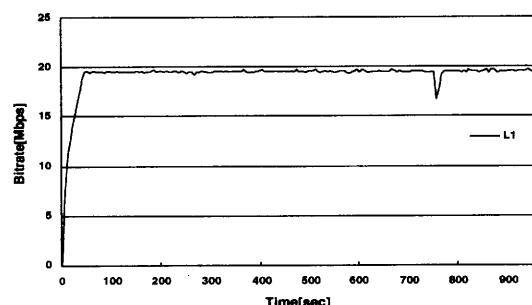
(b) Change in PSNR

図 6 単一リンクモデルにおけるビットレートおよびPSNRの時間変化

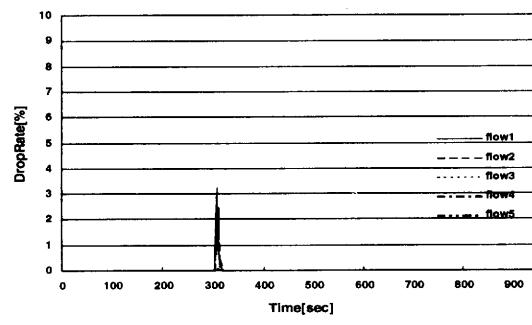


(b) Change in PSNR

図 6 多リンクモデルにおけるビットレートおよびPSNRの時間変化

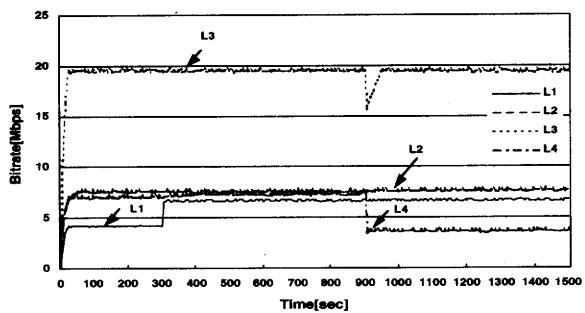


(a) Used bandwidth

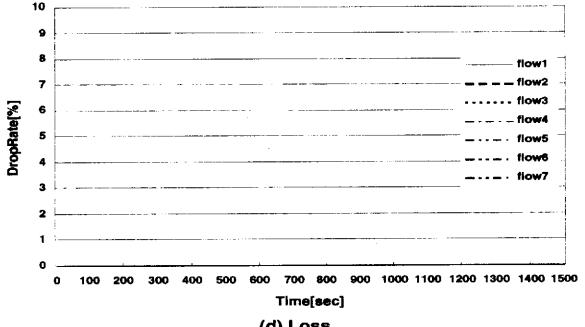


(b) Loss

図 7 単一リンクモデルにおける帯域使用量およびロス率の時間変化



(c) Used bandwidth



(d) Loss

図 7 多リンクモデルにおける帯域使用量およびロス率の時間変化