

## アイソクロナススケジューラを応用した QoS 保証型ルーティング方式の設計と実装

竹内 理 岩寄正明 中野隆裕 中原雅彦  
(株) 日立製作所システム開発研究所

### Abstract

近年のネットワークハードウェアの目覚ましい進歩に伴ない、インターネット上で高品質な連続メディアデータ転送を実現したいという要求が高まってきた。我々は上記要求を満たすべく、QoS 保証可能なルーティング方式の設計と実装を行なった。本ルーティング方式は、連続メディアデータのルーティング処理の実行時に必要となる資源を予め確保するためのシグナリングプロトコルRTIPSIGと、確保した資源を使用しつつルーティング処理を実行する周期ルーティング機構からなる。本稿では上記技術の概要とその評価結果につき述べる。評価の結果、上記技術を備えたルータが、Fast Ethernetの物理限界とほぼ等しいスループットを持つ連続メディアデータを、その品質を低下させることなくルーティング可能であることを確認した。

### 1. はじめに

近年、ギガビットイーサネットやATM網などの高速なネットワークハードウェアが数多く出現してきた。これらのネットワークはMPEG形式などに圧縮されたビデオデータを転送するのに十分なハードウェア性能を備える。それに伴ない、ビデオデータや音声データをはじめとする連続メディアデータをインターネット上で高品質に転送したいという要求が高まりつつある[2]。

上記要求を充足するためには、高性能なハードウェアだけではなく、高速I/OやQoS (Quality of Service) 保証機構を提供するオペレーティングシステムや通信

プロトコルが不可欠となる。我々は連続メディア処理向きマイクロカーネルHiTactix、及びEthernetセグメント上におけるリアルタイム通信プロトコル「TTCP/ITM」の研究開発を推進してきた[1~3]。これらにより、Fast Ethernetの物理限界とほぼ等しいスループットを達成する高速I/OやEthernetで接続されたセグメント内における通信のQoS保証が可能となった。しかしながら、インターネット上での連続メディアデータ転送を実現するには、ルーティング処理のQoS保証という課題が残されていた。本研究ではさらにルーティング処理のQoSを保証可能なルータ、特に一般にQoS保証が困難であるとされている[3]Ethernetセグメント間のルーティング処理のQoSを保証可能なルータを新規に提案する。上記既開発技術と本ルータを組み合わせることにより、Ethernetセグメント内だけではなくEthernetセグメント間においても高品質な連続メディアデータの転送が可能となる。

ルーティング処理のQoSを保証するためには、ルータは以下を備える必要がある[4]。

- 1) ルーティング実行時に必要となる資源(ネットワーク帯域やバッファなど)をパケット転送前に予め予約するためのシグナリングプロトコル
- 2) 連続メディアデータを格納したパケット(以後「リアルタイムパケット」と呼ぶ)を上記資源を用いながらアプリケーションが要求したレートでルーティングするルーティング実行方式

本研究では、1)を実現するRTIPSIGと2)を実現する周期ルーティング機構を提案する。さらにこれらの定量的な評価結果についても併せて述べる。

## 2. QoS 保証型通信の概要

RTIPSIG と周期ルーティング機構を用いて QoS 保証を実現している通信を本稿では以下「QoS保証型通信」と呼ぶ。本章では QoS 保証型通信の概要につき述べる。

### 2.1. 設計目標

QoS 保証型通信は以下の実現を目標に設計した。

#### 1) QoS の保証

RTIPSIG は、送受信ノード間に介在するネットワーク及びルータにおいて、リアルタイムパケットのルーティング実行時に必要となる資源を予め予約する。Ethernet のような伝送路を共有するネットワークにおける帯域予約も可能である。周期ルーティング機構は上記資源を用いて通信の QoS 保証を実現する(ここで言う「QoS 保証」とは、送信ノード上のアプリケーションが RTIPSIG による資源予約の際に宣言したレートにてリアルタイムパケットを送信した場合、上記レートと中途のルータにおけるルーティングレートとの厳密な一致を保証することを言う)。

#### 2) 移行の容易性の確保

受信ノード側のアプリケーションを改変することなく、従来方式の通信から QoS 保証型通信への移行が可能である。また QoS 保証型通信は、受信ノードに RTIPSIG プロトコルスタックが存在しなくとも実現可能である。

1) により、Ethernet セグメント間における通信の QoS 保証の実現が可能になる。さらに 2) により QoS 保証型通信の普及を早められる。

### 2.2. パケット形式

本節では、QoS 保証型通信で使用するパケット形式の概要につき述べる。

4 章で述べる様に、周期ルーティング機構はリアルタイムパケットのルーティング処理の QoS を保証可能とすべく、

- 1) リアルタイムパケットと非リアルタイムパケットを判別可能であること
- 2) リアルタイムパケットがどのストリームに属するかを判別可能であること

を要求する。

また、受信ノード側のアプリケーションを改変することなく従来方式の通信から QoS 保証型通信への移行を可能とするために、QoS 保証型通信は既存プロトコルと同一のパケット形式にて実現する必要がある。

上記要求を満たすべく、QoS 保証型通信は UDP/IP と同一のパケット形式を用いて実現している。リアルタイムパケット、非リアルタイムパケットの判別は IP ヘッダの TOS フィールド<sup>註1)</sup>により行なう。リアルタイムパケットにはストリームごとに異なる非 0 の値が、非リアルタイムパケットには 0 が格納されている。

### 2.3. アプリケーションインタフェース

QoS 保証型通信を実行するアプリケーションは既存のソケットインタフェースとはほぼ同一のアプリケーションインタフェース (API) を使用する。しかし、2.2 節で示したパケット形式を実現するため、以下の二点が既存のソケットインタフェースと異なる。

- 1) リアルタイムパケットを送信する送信ノード上のアプリケーションは、送信開始前に connect 関数を発行して受信ノードを指定する。さらに allocate\_bandwidth 関数を呼び出し、ルーティング実行時に必要となる各種資源の予約要求を発行する。本関数呼び出しにより、RTIPSIG 制御パケットの送受信ノード間での授受が開始される(3 章参照)。
- 2) allocate\_bandwidth 関数により資源予約に成功したソケットに対してアプリケーションが送信要求を発行すると、リアルタイムパケットが送信される。リアルタイムパケットは周期ルーティング機構によりアプリケーションが要求したレートにて受信ノードまで到達することを保証される。上記 1) の時点にて、各ソケットから送信されるリアルタイムパケットの TOS フィールドに格納される値が決定される。2) の時点で送信されるパケットの TOS フィールドに上記で決定された値が格納される。また上記 1) の手順を踏まずにソケットに対して送信要求を発行すると、TOS フィールドに 0 が格納されたパケット (非リアルタイムパケット) が送信される。

注 1: 既存の UDP/IP は TOS フィールドを使用しない。

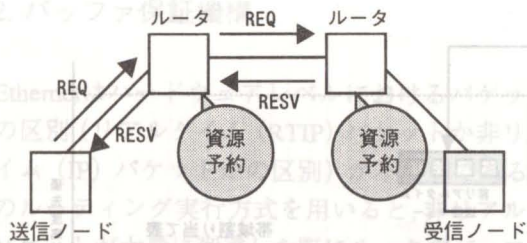


図1 . REQ パケット、RESV パケットの流れ

### 3 . RTIP SIG の概要

本章では、資源予約要求が送信ノード上のアプリケーションから発行された場合の RTIP SIG プロトコルスタックの動作概要につき述べる。さらに、この RTIP SIG により、QoS 保証型通信は 2.1. 節で述べた設計目標を達成できることも併せて示す。

allocate\_bandwidth 関数がアプリケーションより発行された場合の RTIP SIG の制御パケット (REQ パケット及び RESV パケット) のフローを図 1 に示す。

- 1) 送信ノードにて allocate\_bandwidth 関数が発行されると、送信ノード及び各ルータは受信ノードに向かって REQ パケットを送信、中継する。REQ パケットには送受信ノードの IP アドレス、送信元ポート番号、受信先ポート番号、QoS 情報などが含まれる。REQ パケットは受信ノードと同一セグメントに属するルータまで到達する。
- 2) 受信ノードと同一セグメントに属するルータが REQ パケットを受信すると、REQ パケットの送信経路と逆方向に RESV パケットを送信する。RESV パケットを受信した各ノードは REQ パケット内に含まれている QoS 情報を参照し、該当 QoS を保証するのに十分な資源予約を実行する。さらに RESV パケットを前段ホップノード (自ノードが受信した REQ パケットの送信元ノード) に中継する。送信ノードが RESV パケットを受信し、かつ資源予約に成功すると allocate\_bandwidth 関数は正常終了する。

上記から明らかなように、REQ パケット、RESV パケットはいずれも受信ノードまで到達しない。そのため、受信ノードに RTIP SIG プロトコルスタックは必要ない。また 2.3. 節から明らかな様に、受信ノード側のアプリケーションは、QoS 保証型通信への移行のために特別な関数呼び出しの追加を必要としない。すなわち、QoS 保証型通信は 2.1. 節で述べた設計目標 2 を達

成している。

また、上記 2) にて各ルータ及び送信ノードは、リアルタイムパケットのルーティング処理実行時に必要となる CPU 時間、バッファ、ネットワーク帯域を予約する。具体的には以下を実行する。

- 1) 各ルータノードは、自ルータに到達すべく予約されたリアルタイムパケットの到達レートの総計を管理する。RESV パケットによる資源予約要求を受け取った際に、総計が一定値を超えるか否かをチェックする。この値を超えた場合、該当パケットのルーティング処理実行に十分な CPU 時間またはバッファを割り当てられないとして、該当資源予約要求は拒否される<sup>注2</sup>。
- 2) 各ルータノードは、該当通信が要求する自ルータノードと次段ホップノード (自ノードが送信した REQ パケットの送信先ノード) との間のネットワークの帯域を予約する。この予約は帯域管理サーバとの TTCP 制御パケットの授受により実現する [3]。
- 3) RTIP SIG プロトコルスタックはストリームごとに状態を管理する。さらに、その状態の一つとして上記帯域予約処理実行中状態も定義している。そのため、2) の制御パケットの授受中に他コネクションの RTIP SIG 制御パケットに対する処理も並行実行可能である。

上記に示す通り、RTIP SIG は TTCP を用いて Ethernet のような伝送路を共有するネットワークにおける帯域予約を実現可能である。また 4 章で示すように、RTIP SIG により予約した CPU 時間、バッファ、ネットワーク帯域を用いて、周期ルーティング機構は通信の QoS を保証する (すなわち、QoS 保証型通信は 2.1. 節の設計目標 1 を達成している)。

### 4 . 周期ルーティング機構

周期ルーティング機構は、RTIP SIG により確保した資源を過不足なく使用することにより、Ethernet セグメント間でのルーティング処理の QoS (結果として異なる Ethernet セグメントに存在する送受信ノード間通

注 2: 資源予約要求が拒否された場合、ルータは RESV パケットを前段ホップノードに中継しない。送信ノード上のアプリケーションは、REQ パケットの送信後一定時間が経過しても RESV パケットを受信しないことにより、資源予約に失敗したことを認識する。

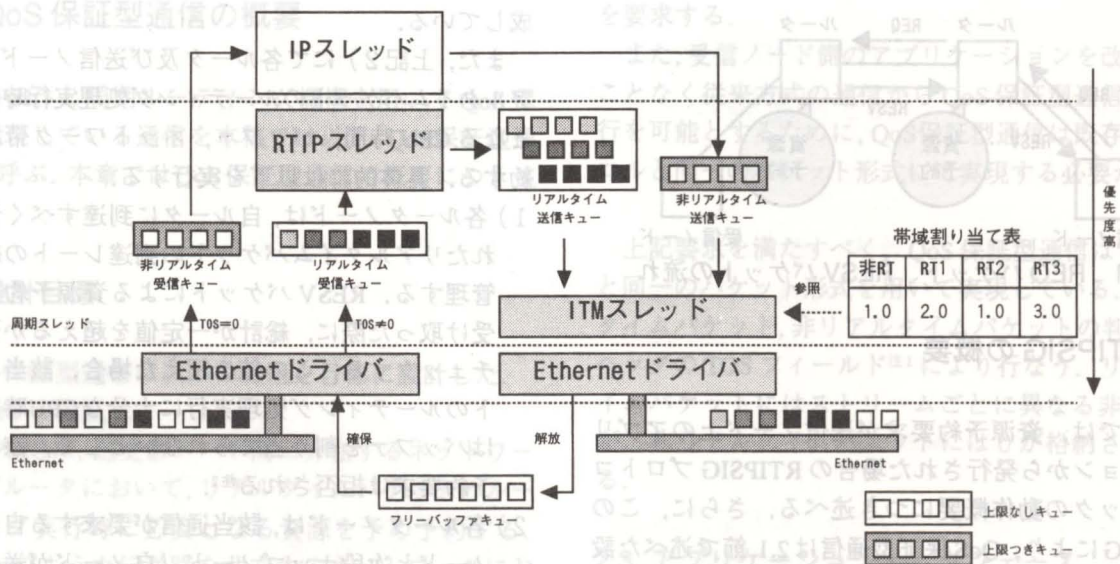


図2. 周期ルーティング機構のスレッド構成及びデータ構造

信のQoS)を保証する. 具体的には以下を実現する.

- 1) リアルタイムパケットのルーティング処理のために予約したCPU時間を該当処理に割り当てることを保証すること.
- 2) リアルタイムパケットのルーティング処理のために常に一定数以上のバッファを確保すること.
- 3) リアルタイムパケットのルーティング処理実行により使用する帯域が, 予約した帯域と厳密に一致すること.
- 4) Fast Ethernetの物理限界と等しいスループットで到達するパケットをパケット喪失なくルーティング可能な処理能力を持つこと.

上記実現のため, 周期ルーティング機構は, CPU時間保証機構, バッファ保証機構, 帯域遵守機構, 一括送受信機構を備える. 次節以降で上記のそれぞれの概要につき述べる.

#### 4.1. CPU時間保証機構

既存のルーティング処理方式では, 非リアルタイムパケットとリアルタイムパケットのIPルーティング処理は同一スレッドにて実行する. そのため非リアルタイムパケットが大量に到達しCPU負荷が高くなった場合, リアルタイムパケットのルーティング処理実行が遅延し, 該当ルーティング処理のQoS保証が不可能となる. 上記課題を解決するため, 周期ルーティング機構は図2に示すスレッド構成をとる.

1) Ethernetドライバは, Ethernetボードに到達したパケットをリアルタイムパケットと非リアルタイムパケットに振り分ける (IPヘッダのTOSフィールドが0であるか否かにより判別する). 前者であればIPスレッド, 後者であればRTIPスレッドがルーティング処理を実行する. そして, ルーティング処理が完了したパケットをITMスレッド, 及びEthernetドライバがネットワークに送信する.

2) Ethernetドライバは最高優先度のスレッドとして実現している. また, RTIPスレッド, ITMスレッドはアインクロナススケジューラ[1,2]により周期スレッドとして実現している. これらのスレッドは厳密な周期駆動 (10ms周期), 及び一定割合のCPU時間の占有 (それぞれ1周期につき6ms, 1msのCPU時間を占有可能)を保証されている. IPスレッドの優先度は図示されているスレッドの中では最低となる.

リアルタイムパケットのルーティング処理は, 最高優先度のEthernetドライバ, 及び一定割合のCPU時間の占有を保証されているRTIPスレッド, ITMスレッドのみによって実行される. 従って, 非リアルタイムパケットが大量に到達しCPU負荷が高くなっても, リアルタイムパケットのルーティング処理に, 各10ms周期において一定割合以上のCPU時間を割り当てることを保証できる.

## 4.2. バッファ保証機構

Ethernetはハードウェアレベルにおけるパケット属性の区別(リアルタイム(RTIP)パケットか非リアルタイム(IP)パケットかの区別)が不可能である。既存のルーティング実行方式を用いると、非リアルタイムパケットが大量に到達した際にルータのバッファが枯渇し、リアルタイムパケットが喪失する可能性がある。

上記課題を解決するため、周期ルーティング機構は図2に示すように、

- 1) IPプロトコルスタックが使用する非リアルタイム受信キュー、及び非リアルタイム送信キューにキューイング可能なパケット数の上限を設ける。
- 2) 上限を超えるパケットキューイングを行おうとした場合には、直ちに該当パケットを破棄(バッファを解放)する。

これにより、残りのバッファは、

- a) フリーバッファキューに接続されている
  - b) リアルタイム受信キューに接続されている
  - c) リアルタイム送信キューに接続されている
  - d) Ethernetドライバにより使用されている
- のいずれかであることが保証される。すなわち一定数以上のバッファが常にリアルタイムパケットのルーティング処理のために確保されていることが保証され、バッファ枯渇によるリアルタイムパケットの喪失を防ぐことができる。

## 4.3. 帯域保証機構

ルーティング処理のQoSを保証するためには、CPU時間を確保するばかりでなく、3章で述べたRTIPSIGのRESVパケットにより確保したネットワーク帯域を過不足なく使用しながらルーティング処理を実行する必要がある。

この要求を充足するため周期ルーティング機構は、

- 1) RTIPスレッドは10ms周期で周期駆動する。そして、10msの間に到達したリアルタイムパケットをストリームごと(すなわちIPヘッダのTOSフィールドの値ごと)に別キューにして、ITMスレッドに受け渡す。
- 2) IPスレッドは、非リアルタイム送信キューを用いITMスレッドに送信すべき非リアルタイムパケッ

トを受け渡す。

- 3) ITMスレッドは10ms周期で周期駆動する。そして、各送信キューから帯域割り当て表に記された量のパケットをデキューする。デキューしたパケット群をEthernetドライバに受け渡す。Ethernetドライバは直ちにパケット送信を実行する。

帯域割り当て表に登録されているリアルタイムパケット用の帯域は、RTIPSIGによる帯域予約に成功した際に、予約した帯域に従って設定される。この際に非リアルタイムパケット用の帯域も決定される。リアルタイムパケット用の帯域と非リアルタイムパケット用の帯域の総計<sup>注3</sup>はネットワークの物理限界を超えない様に設定される。かつ、ITMスレッドは帯域割り当て表に厳密に見合った量のパケットを周期的にEthernetドライバに受け渡す。上記手順にてパケット送信を実行することにより、リアルタイムパケットのルーティング実行時に使用する帯域は予約帯域と厳密に一致することを保証できる。

## 4.4. 一括送受信機構

周期ルーティング機構はFast Ethernetに対する送受信処理を一括化して実行し、スレッドスイッチや割り込みハンドラ起動のオーバーヘッドを低減している。これによりルーティング処理能力の向上を実現している。

Ethernetドライバは以下の手順にて受信処理を実行する。

- 1) Ethernetドライバは複数の受信コマンドからなるコマンドチェーンをEthernetボードに対し発行する。
- 2) Ethernetボードは上記受信コマンドの数だけパケットが到達するか、もしくはタイムアウト(5ms)により外部割り込みを発生する。この外部割り込みを契機にEthernetドライバは再起動し、受信処理を一括実行する。そして再び上記1)を実行する。

ITMスレッド及びEthernetドライバは以下の手順に

注3: ここで言う「総計」は、同一セグメントに属するすべてのノードにおいて割り当てられたリアルタイムパケット用の帯域と非リアルタイムパケット用の帯域の総計を示す。従って、Ethernetのような伝送路を複数ノードで共有するネットワークの場合でも、周期ルーティング機構を用いればネットワークが輻輳状態に陥ることはない。

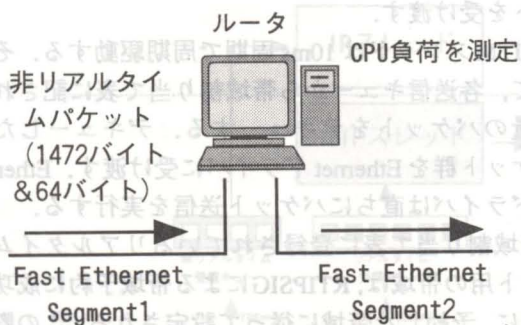


図3. ルーティング処理性能測定実験システム概要

て送信処理を実行する。

- 1) ITMスレッドは、10ms周期に駆動する。そして、各送信キューから帯域割り当て表に従った数のパケットをデキューする。デキューしたパケット群を一つのキューにしてEthernetドライバに受け渡す。そしてEthernetドライバを起動する。
- 2) Ethernetドライバはコマンドチェーンを利用して、受け渡されたパケット群の一括送信を実行する。
- 3) 上記一括送信実行完了後に外部割り込みが発生する。この外部割り込みを契機にEthernetドライバはバッファの解放処理を実行する。

## 5. 性能評価実験

本章では、RTIPSIGと周期ルーティング機構を備えたルータの性能評価実験の概要及びその結果について示す。実験は、上記ルータのルーティング処理性能を評価する実験と、QoS保証性能を評価する実験の2つを行なった。

### 5.1. ルーティング処理性能の評価実験

本稿で提案したルータのルーティング処理性能を評価するため、以下の実験を行なった。

- 1) 図3に示すルータ (Pentium<sup>®</sup>4200MHz 搭載マシン) に、非リアルタイムパケット (UDPパケット) のFast Ethernet 間でのルーティング処理を実行させる。
- 2) 1) のルータに到達するUDPパケットのスループットとルータのCPU負荷の関係を調べる。
- 3) 測定はベストケース (ルータに到達するUDPパケットのデータサイズがすべて1472バイトである

注4: Pentium は米国 Intel Corporation の登録商標です。

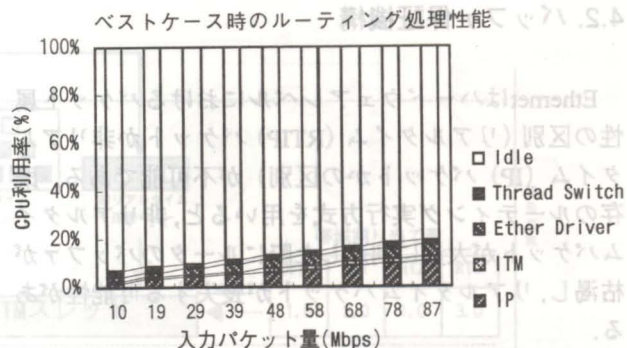


図4. ベストケース時のルーティング処理性能

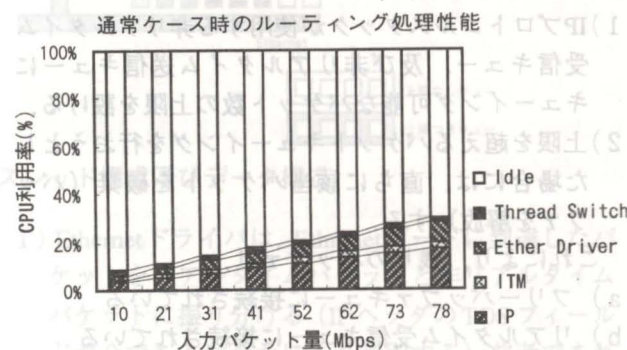


図5. 通常ケース時のルーティング処理性能

場合) と通常ケース (データサイズが64バイトであるUDPパケットと1472バイトであるUDPパケットが交互にルータに到達する場合) の2つの場合につき測定した。

ベストケース時の測定結果を図4に、通常ケース時の測定結果を図5に示す。グラフの横軸はルータに到達する非リアルタイムパケットのスループットを、縦軸はルータのCPU負荷を表す。グラフには、IPスレッド、ITMスレッド、Ethernetドライバ、スレッドスイッチのそれぞれが消費するCPU負荷の内訳も明示してある。

上記測定結果から以下がわかる。

- 1) ベストケースでは、CPU負荷20%にて87Mbpsのスループットが、通常ケースでは、CPU負荷30%にて78Mbpsのスループットが得られる。すなわち、本ルータは、ベストケースで435Mbps、通常ケースで260Mbpsのスループットにて到達するUDPパケットのルーティング処理が可能である。
- 2) 到達するUDPパケットのスループットが変動しても、要するスレッドスイッチのCPU負荷はほとんど変化しない。これは、本ルータは一括送受信機構を備え、要するスレッドスイッチ回数を到達

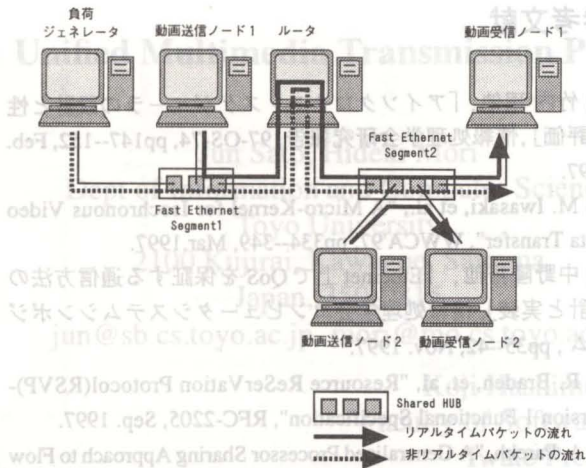


図6. QoS保証性能測定実験システム概要

表1. パケット喪失率

パケットの種類	パケット喪失率
リアルタイム	0.00%
非リアルタイム	75.00%

パケットのスループットに依存せず一定に保つことが可能であるためである。

## 5.2. QoS保証性能の評価実験

図6に示すシステムのルータにおける、リアルタイムパケット及び非リアルタイムパケットの入出力量の時間変動及びパケット喪失率を測定することにより、周期ルーティング機構のQoS保証性能を評価した。

図6に示すシステムは以下の構成をとる。

- 1) Fast Ethernetにより構築されたセグメント1及びセグメント2をルータ (Pentium200MHz搭載マシン)で接続した。ルータにはRTIPSIG及び周期ルーティング機構が実装されている。
- 2) セグメント1には、動画送信ノード1、負荷ジェネレータを置く。セグメント2には、動画受信ノード1、動画送信ノード2、動画受信ノード2を置く。
- 3) 動画送信ノード1は動画受信ノード1に向かって、約48Mbps (180パケット/40ms)のリアルタイムパケット (ビデオデータ)を送信する。
- 4) 負荷ジェネレータは、セグメント1からセグメント2に向かって約24Mbps (80パケット/40ms)の非リアルタイムパケットを送信する。
- 5) 動画送信ノード2は動画受信ノード2に向かって

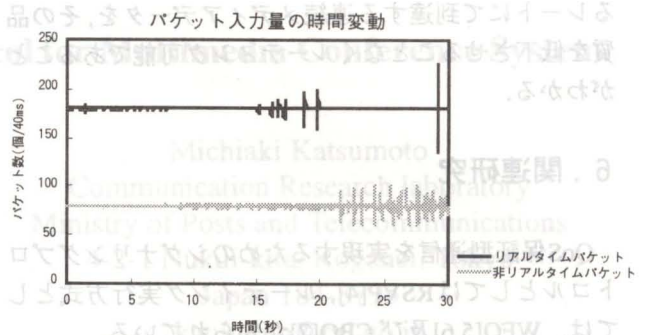


図7. パケットの入力量の時間変動

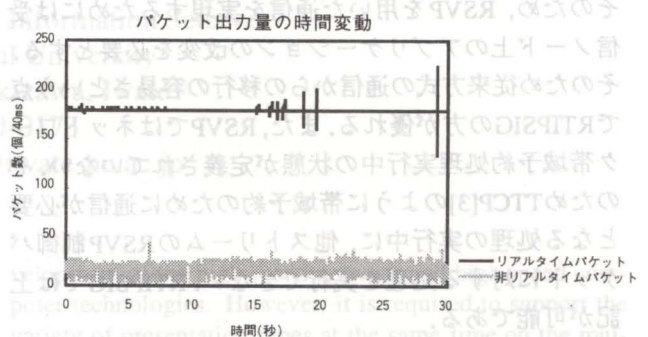


図8. パケットの出力量の時間変動

約8Mbpsのリアルタイムパケットを送信する。この負荷によりセグメント2がセグメント1より高負荷となる。

入出力量の時間変動の測定結果を図7及び図8に、パケット喪失率の測定結果を表1に示す。グラフの横軸は経過時間を、縦軸は40msの間に入出力が行われたパケット総数を表す。これらから以下がわかる。

- 1) セグメント2には動画送信ノード2によりネットワーク負荷がかけられている。そのためルータは一部パケットを破棄せざるを得ない。ルータは75.00%の非リアルタイムを破棄しているにも関わらず、リアルタイムパケットは破棄していない。
- 2) 非リアルタイムパケットの出力量のゆらぎは平均29.41%に達しているのに対し、リアルタイムパケットの出力量のゆらぎは平均2.51%に抑えられている。

上記1)は、リアルタイムパケットのルーティング処理用に常に一定量以上のバッファが確保されていることを示す。また上記2)は、ルータに70Mbps以上のレートにてパケット到達する状況下においても、リアルタイムパケットのルーティング処理用のCPU時間や送信帯域が確保されていることを示している。以上より、本ルータはFast Ethernetの物理限界の70%を超え

るレートにて到達する連続メディアデータを、その品質を低下させることなくルーティング可能であることがわかる。

## 6. 関連研究

QoS保証型通信を実現するためのシグナリングプロトコルとしてはRSVP[4]、ルーティング実行方式としては、WFQ[5,6]及びCBQ[7]が知られている。

RSVPでは受信ノードが資源予約要求を発行する。そのため、RSVPを用いた通信を実現するためには受信ノード上のアプリケーションの変更を必要とする。そのため従来方式の通信からの移行の容易さという点でRTIPSIGの方が優れる。また、RSVPではネットワーク帯域予約処理実行中の状態が定義されていない。そのためTTCP[3]のように帯域予約のために通信が必要となる処理の実行中に、他ストリームのRSVP制御パケットに対する処理を実行できない。RTIPSIGでは上記が可能である。

WFQ、CBQは、ネットワーク帯域の飽和によるルーティング処理のQoS喪失防止を目的としたルーティング実行方式である。そのためCPU能力飽和時やバッファ枯渇時には、ルーティング処理のQoSを保証できない。また、Ethernetのような伝送路を共有するネットワークにおいて衝突が多発した場合、それに伴う伝送遅延により通信のQoSが損なわれる可能性がある。周期ルーティング機構は、CPU時間保証機構、バッファ保証機構、帯域遵守機構を備えることにより、上記課題をすべて解決している。

## 7. おわりに

本稿では、Ethernetセグメント間における高品質な連続メディアデータ転送を実現するため、RTIPSIGと周期ルーティング機構を搭載したルータを設計、実装し、その性能の定量的評価を実施した。評価の結果本ルータは、Fast Ethernetの物理限界の70%を超えるレートにて到達する連続メディアデータを、(非リアルタイムトラフィックが混在する状況下にて)その品質を低下させることなくルーティング可能であることを確認した。

## 参考文献

- [1] 竹内 理他, 「アイソクロナス・スケジューラ的设计と性能評価」, 情報処理学会研究報告, 97-OS-74, pp147--152, Feb. 1997.
- [2] M. Iwasaki, et al., "A Micro-Kernel for Isochronous Video Data Transfer", WWCA'97, pp334--349, Mar.1997.
- [3] 中野隆裕他, 「Ethernet上でQoSを保証する通信方法の設計と実装」, 情報処理学会コンピュータシステムシンポジウム, pp35--42, Nov. 1997.
- [4] R. Braden, et. al, "Resource ReSerVation Protocol(RSVP)-Version 1 Functional Specification", RFC-2205, Sep. 1997.
- [5] A. Parekh, "A Generalized Processor Sharing Approach to Flow Control in Integrated Services Networks", PhD dissertation, MIT, Feb. 1992.
- [6] Jon C.R. Bennett and Hui Zhang, "WF2Q:Worst-case Fair Weighted Fair Queueing", INFOCOMM '96, pp120--128, Mar. 1996.
- [7] Sally Floyd and Van Jacobson, "Link-Sharing and Resource Management Models for Packet Networks", IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol. 3, No. 4, pp365--386, Aug. 1996.