

IP ネットワークにおけるパケットスケジューリング方式 IPS の提案と評価

菅 野 政 孝[†] 日 下 貴 義[†] 松 田 栄 之[†]
木 幡 康 弘[†] 白 鳥 則 郎^{††}

近年, WWW の充実やユーザフレンドリなブラウザの出現によりインターネットの普及には目を見張るものがある。これにともないインターネットを企業情報システムやエレクトロニックコマース等のビジネスに利用する事例も増加しつつある。ビジネスで利用するネットワークには高性能、高品質、高信頼性といった特性が要求されるが、今日のインターネットは TCP/IP をベースとして構築されたベストエフォート型のネットワークであるためビジネス利用の要求に応えられる通信品質 (QoS: Quality of Service) を提供できない。QoS の中で遅延に関する制御はパケットスケジューリング方式により実現できるが、現在インターネットのルータ等で広く普及しているパケットスケジューリング方式に WFQ (Weighted Fair Queuing) がある。この方式では遅延時間を小さくするために過剰な帯域を消費したり、フロー数が増えると最大遅延時間も大きくなるという問題点がある。本論文ではこれらの問題点を解決するため最大遅延時間の制御を組み入れたパケットスケジューリング方式 (IPS) を提案し評価を行った。この結果最大遅延時間の制御が十分に有効であることを確認した。

Proposal and Evaluation of Packet Scheduling Method "IPS" on IP Network

MASATAKA SUGANO,[†] TAKAYOSHI KUSAKA,[†] SHIGEYUKI MATSUDA,[†]
YASUHIRO KOHATA[†] and NORIO SHIRATORI^{††}

Recently Internet becomes more popular all over the world by means of the growth of WWWs or the appearance of browsers. Internet is being applied to the enterprise information systems or the electronic commerce applications. The networks used on business require high performance, high quality, and high reliability. Meanwhile Internet which is based on TCP/IP is a best-effort type of network, so it doesn't offer enough network quality of service (QoS) required by such applications. One of the delay time controls is the packet scheduling method, and WFQ is the most popular method used in routers. The problems of this method are as follows; It spends more bandwidth to reduce the delay time, or as the number of flows increase, the maximum delay time will increase. In this paper, we propose and estimate the new packet scheduling method "IPS" which solves such problems. As the result, we confirm that the control of the maximum delay time of our method is quite effective.

1. はじめに

WWW の充実とユーザフレンドリなブラウザの出現によりここ数年のインターネットの発展には目を見張るものがある。

一方、インターネット回線の高速化やマルチメディア PC の普及にともないマルチメディア情報を転送す

るマルチメディア通信サービスも可能となってきた。

これにともない企業情報システムやエレクトロニックコマース等にインターネットを適用する事例も増加しつつある。

ビジネスで利用するネットワークには高性能、高品質、高信頼性といった特性が要求されるが、今日のインターネットは TCP/IP をベースとして構築されたベストエフォート型のネットワークであり、ビジネス利用のための要求に応えられる通信品質 (QoS: Quality of Service) を提供できない。

このため、インターネットにおける QoS 保証のための様々な研究が行われている^{1)~5)}。

[†] 株式会社 NTT データ
NTT DATA Corporation

^{††} 東北大学電気通信研究所
Research Institute of Electrical Communication,
Tohoku University

ネットワークにおける QoS パラメータとしては遅延, 帯域, データロス率があげられ, これらを IP ネットワーク上のアプリケーション (AP) に提供する手段としては以下があると考えている⁶⁾.

- (1) AP に適切な QoS を提供するためのポリシーを反映する機能
- (2) 要求された QoS を伝えるシグナリング機能
- (3) パケットの送出を制御するスケジューリング機能
- (4) 適切な QoS を満たす経路を選択する QoS ルーティング機能

本研究ではこれらのうち (3) についての方式を提案する.

IP ネットワークでは一般的にルータ等のパケット中継ノードにおいてパケットの遅延時間制御を行っていない. このためトラフィックの状況によってエンド-エンド間のパケット伝送時間は異なり, 最大の遅延時間も異なってくる. これはデータの伝送時間が一定の遅延時間以内に収まることが条件となるようなトランザクション型サービス, あるいは対話型リアルタイム通信サービス等への IP ネットワークの適用は困難であることを意味する.

従来, これらのサービスは回線交換型の通信サービス, あるいは専用線を用いたデータ通信サービスとして提供されていた.

IP ネットワークをビジネスに適用しこれらのサービスを利用するためには遅延時間の上限値を保証するようなメカニズムが必要となる.

本研究は従来の帯域制御を行うパケットスケジューリング方式をベースとし, これに単一中継ノードにおける最大遅延時間の制御を付加することにより, IP ネットワークにおける対話型リアルタイム通信サービス等の利用を可能とするものである.

本論文では提案方式によるパケットスケジューリング方式を実装しその有効性を評価した.

以下 2 章で従来のパケットスケジューリング方式の遅延時間制御に関する問題点を示し, 3 章でこの問題点を解決する最大遅延時間制御方式を提案する. 4 章で今回提案方式の実装と評価結果を, 5 章で考察を述べる. 最後に 6 章でまとめと今後の課題を示す.

2. 従来のパケットスケジューリング方式の遅延時間制御に関する問題点

現在, ルータ等で広く普及しているトラフィック制御のパケットスケジューリング方式は WFQ (Weighted Fair Queuing) である. 本方式は遅延時間に関しても優れた特性を持つ. エンド-エンド間のあるフローに

おける最大遅延時間は一般的に式 (1) で表される⁷⁾.

$$\text{Delay_bound} = \frac{(b-M)}{R} \times \frac{(p-R)}{(p-r)} + \frac{(M+C_{\text{tot}})}{R} + D_{\text{tot}} \quad (1)$$

ここで,

r : Token Bucket Rate (Sustainable Rate)

b : Token Bucket Size (Burst Size)

p : Peak Rate

M : Maximum Packet Size

R : Service Rate

C_{tot} : Total Rate-Dependent Error Term

D_{tot} : Total Rate-Independent Error Term

$$0 \leq r \leq R \leq p, \quad 0 \leq M \leq b, \quad 0 \leq C_{\text{tot}}, \quad 0 \leq D_{\text{tot}}$$

ただし, 電氣的な伝播遅延時間や機器内部のプロセッシング性能による処理時間は十分小さいものとして扱う.

式 (1) において, r , b , p はトラフィックの特徴を表しており, M , C_{tot} は通信経路により決定される値である. D_{tot} はキューイング遅延時間を表し, 1 つの中継ノード内部でパケットが送信用のキューにエンキューされた直後から実際に送信開始されるまでの時間 D を, 経路上のすべての中継ノードにわたって合計した値となる. これは, 対象となるフローに割り当てられた送信レートに対して無関係に, 他のフローの動向によって増減する値である. つまり, 同じ送信方向に複数のフローが重なっているとき大きくなる. このことは後述する問題点の 2 つめにかかわる.

本方式は遅延時間制御の観点から次の 2 つの問題点がある.

まず, 本方式は R を変化させることによって遅延時間を調整することができる. すなわち R を大きくすれば遅延時間は小さくなる. しかしながらこの操作は 1 つのフローに関し遅延時間を小さくすると同時に, 実際に必要な帯域 r よりも過剰な帯域を中継ノードで消費してしまうという問題点を持つ.

また, 本方式では QoS 制御を行うフローの数やバースト長が一定であれば D_{tot} の上限も一定となる. すなわち, ある中継ノード内に存在し, 各々のフローに対応するバースト長と割り当てられた送信速度からそのフローの中継ノード内部における最大遅延時間が求まり, それをフローの数と経路上の中継ノードの数だけ合計すれば D_{tot} は一意に定まる. しかし, 実際の運用でフローの発消滅は不定期で頻繁に起こり, 中継ノード内部に存在するフロー数は一定ではないため, D_{tot} はフローの数とそのバースト長に応じて増減す

る値となる。このことは、扱うフローの最大数だけ最大遅延時間が大きくなることを示し、見積もる遅延時間も大きくなりがちであるという問題点を持つ。

3. 割込み型パケットスケジューリング方式

3.1 方式の概要

今回提案する「割込み型パケットスケジューリング方式」(Interrupt Packet Scheduling, 以下 IPS)はキューイング遅延時間の制御により単一中継ノードにおける最大遅延時間の確保を試みるものである。

IPS はフローごとに遅延時間の上限値を制御する。式 (1) における第 1 項と第 2 項は帯域 R 以外定数値であるが、2 章で示した第 1 の問題点を回避するために過剰な R を設定することによる遅延時間制御を行わず、 $R = r$ と固定して必要帯域分のみを設定することとする。この結果、式 (1) は以下のとおりとなる。

$$\text{Delay_bound} = b/r + C_{\text{tot}}/r + D_{\text{tot}} \quad (2)$$

これにより遅延時間制御の対象となるのはフロー数の増加を見越して大きく見積もらざるえなかった第 3 項の D_{tot} のみとなり、これを制御することにより対象フローの遅延時間制御を行うことが可能となる。

D_{tot} は複数台の中継ノードのキューイング遅延時間の総和であるが、ここでは中継ノード 1 台における遅延時間 D について制御を行うこととする。 D の制御を行えば、結果としてその総和である D_{tot} の制御も行えることになる。

D は、1 つの中継ノード内で送信を開始しようとしたフローが他のフローの送信が先に行われるため送信できずに待つ時間の合計である。そのため、最悪で中継ノードが抱えている残りすべてのフローの数だけ送信を待たねばならない事態が発生する。特にバースト性の強い通信が混在していると、遅延時間の最大値は大きくなりがちである⁸⁾。従来の方式では、トークンパケット等でシェーピング(ポリシング)されていても、出力キューで一時的に物理帯域を越えることによって D について大きな遅延が発生していたため、 R の増加によって遅延が小さくなるよう補っている。

そこで、IPS ではより小さい遅延時間を要求するフローは出力キューのより前方(出力口により近い方)に、大きい遅延時間でもよいフローは出力キューの後方にキューイングさせる。つまり、遅延時間について上限があるフローについては、決められた規則に従って作成された優先順位の高いキューにキューイングすることによって最大遅延時間を制御する。IPS は D の上限を制御するものである。

ただし、 D_{tot} を調整しても実現できないような

遅延時間が要求されたとき、すなわち要求遅延時間 D_{request} が、

$$D_{\text{request}} < b/r + C_{\text{tot}}/r \quad (3)$$

のときは $R = r$ では実現できないので、 R は $r < R \leq p$ の値をとる必要がある。

3.2 動作

3.2.1 準備

ここで実現する遅延時間の制御は、中継ノード内の入力側の制御と送信キューの制御の大きく 2 つから構成される。入力側の制御はポリシング(帯域制御)である。遅延時間要求があった特定のフローに対応するキューの、送信キューでの配置方法が割込み型パケットスケジューリング方式になる。

パケットの発信元(送信端末等)は式 (1) で表されるパラメータのうち、 r , b , M といったトークンパケットのパラメータは最低でも指定する必要がある。この指定をせずに送信を開始する場合、ポリシングにより IPS の対象にならないパケットが発生する可能性がある。

D_{tot} に求められる遅延時間は式 (2) より以下のように表される。

$$D_{\text{tot}} = D_{\text{request}} - b/r - C_{\text{tot}}/r \quad (4)$$

この後、 D_{tot} は通信経路上の中継ノードで分配されるが、この分配方法は QoS ルーティングの一部として実施されるものでありここでは言及しない。分配された値は D となり、IPS の制御パラメータとして利用される。

入力されたパケットは中継ノード内部で出力インタフェースの選択を終えたあと、遅延時間制御の対象になるパケットかどうか選別される(QoS フィルタ)。遅延時間制御の対象になるパケットの場合は IPS の処理が行われる。なんの制御の対象にもならないパケット(ベストエフォート)は最終的に送信キューを構成するキューの 1 つであるデフォルトキューへ移動することになる(図 1 参照)。

送信キューの全体バッファサイズ(B_{transmit})はその送信インタフェースで発生する最大キューイング遅延時間を与えるものになる。各々の制御対象フローが持つバーストサイズの総和はこの B_{transmit} に収まる必要がある。

中継ノード 1 台における最大パケットサイズ M の許容値はその中継ノードで実現できる最小キューイング遅延時間と C_{tot} を与える。したがって、最小遅延時間を与える M の許容値は必要以上に大きくしないことが望ましい(一般的には物理リンク層の MTU: Maximum Transmit Unit と同じサイズとし

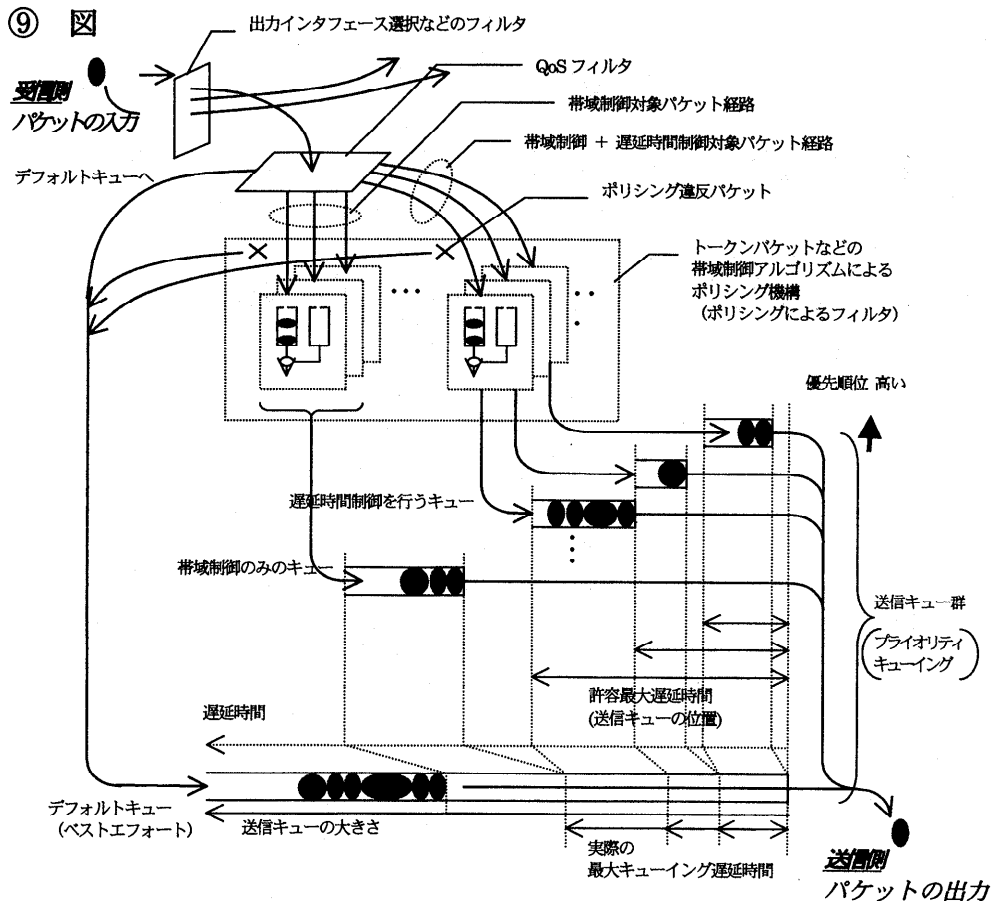


図1 遅延時間制御中継ノード内部各機能の構成図

Fig. 1 Internal node structure of functions for delay control.

ている)。

3.2.2 遅延時間制御の処理手順

機能の構成と全体的な流れを図1に示す。

(1) 中継ノードの入力側制御

中継ノードの入力側で、QoSの必要なパケットは帯域制御（ポリシング）を行う。この帯域制御手法はParekh⁹⁾によるアプローチと同様であり、「リキーパケットつきトークンパケット」で正規化するものである。QoSの不要なパケットはベストエフォートとしてデフォルトキューに移動する。また、ポリシングでの違反パケットについてもデフォルトキューへ移動する。

入力側制御を終えたパケットはIPSの処理が行われる。

(2) 割込み型パケットスケジューリング (IPS) の処理

ポリシングを行ったパケットのうち、遅延時間制御が必要なパケットはIPSで作成された送信キューに移動する。

IPSの基本的な考え方は、新たな遅延時間要求（QoSシグナリング等）のフローが発生（到着）したとき、すでに存在する優先順位を持った複数の送信キュー（プライオリティキュー）の中に、適切な優先順位の位置を計算して新しい優先順位を持つキューとして挿入するというものである。この場合優先順位は各フローの最大遅延時間をキーとしているのが本方式の特徴である。

遅延時間制御キューの作成方法と挿入手順を以下に示す（IPSの処理手順）。

① 遅延時間制御キューの作成/挿入位置計算方法

最大遅延時間とは対象とするフローが送信キューにエンキューされてから実際に送出される（デキュー）されるまでの最大時間である。したがって、送信キューの先頭からフローの最後尾までの距離が、送信インタフェースの物理的な最大送信速度と要求遅延時間から計算される距離以下であれば要求遅延時間を満たすことになる。

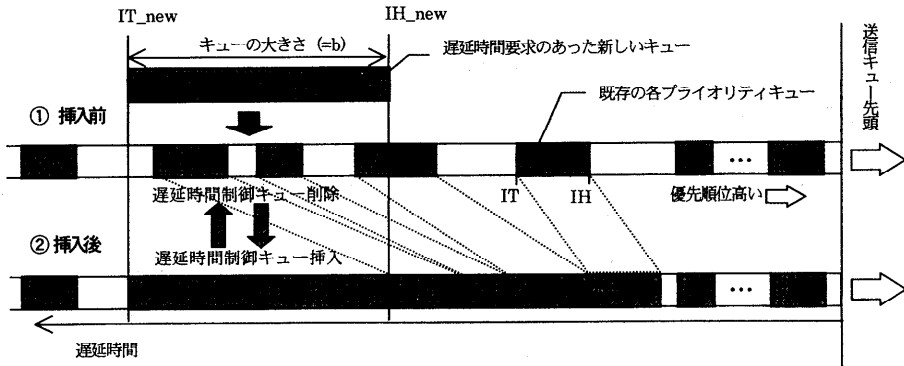


図2 割込み型パケットスケジューリング処理概念図。

図は中継ノード内部の機能のうち、送信側キューを表す。

Fig. 2 Overview of interrupt packet scheduling.

以上より遅延時間制御キューを挿入すべき送信キューの先頭からの位置を、パラメータ D によって以下の計算で求める。

$$\text{Insert_position_Head} = Tx \times D - b \quad (5)$$

$$\text{Insert_position_Tail} = Tx \times D \quad (6)$$

ここで

Insert_position_Head (IH)：遅延時間制御キュー先頭の位置

Insert_position_Tail (IT)：遅延時間制御キュー末尾の位置

Tx ：送信インタフェースの物理的な最大送信速度

② 遅延時間制御キューの挿入方法

ここでは実際に遅延時間制御キューが送信キュー群に挿入可能かどうかを判断し、可能な場合は新しく優先順位を付けたキューが作成され送信キューでソートされる (図2 参照)。

具体的にはすでに送信キュー群に存在するキューが持つ IH や IT と、これから挿入する遅延制御キューの IH (IH_{new}) や IT (IT_{new}) とを比較することによって挿入の可否と優先順位の位置を求める。

区間 [IH_{new}, IT_{new}] に既存の IH や IT が存在しない場合、IH_{new} に最も近い IT を持つキューと、IT_{new} に最も近い IH を持つキューの間の優先順位を付けて新しい遅延制御キューの挿入が完了となる。

また、既存のキューの IH, IT の値を変更^{*}、あるいは挿入キューの IH_{new}, IT_{new} の値を変更することにより挿入ができる場合は挿入キュー前後にあるキューの中間の優先順位を付けて新しい遅延制御キューの挿入を行う。

上記以外の場合、既存の送信キューの状態では新しい遅延時間制御キューを挿入できないことになる^{**}。

③ 遅延時間制御キューの削除方法

削除は、基本的に挿入の逆手順となる。挿入のために押しのけたキュー群はもとの位置に戻される。これにより、詰められていた位置を元のように空けるため別のキューの再挿入をしやすくする。

(3) 送信キューの処理

IPS により、IH が小さいフローのキューが高い優先順位を持つことになる。すなわち、小さな遅延時間を要求しているキューが高い優先順位を持つことができる。送信キューはプライオリティキューイングにより送信を行うので、要求遅延時間が小さいフローの順番に優先して送信される。

なお、QoS の制御を行わないデフォルトキューは最も優先順位の低いキューとし、帯域制御のみのキューは2番目に優先順位の低いキューとして優先順位を付ける。

3.3 遅延に関する特性と他方式との比較

IPS はフローごとのパケットの最大キューイング遅延時間に注目した方式であり、フローが持つバースト (サイズ b) を許しながら^{***}要求遅延時間とバースト長によりプライオリティキューイングの優先順位を決定し、単一中継ノード中のフローごとにキューイング遅延時間の上限を確保するものである。すなわち、これらの上限値を合計すると式 (1) の D_{tot} の上限値を与えることになる。送信キュー中における制御対象になるキューの適切な位置を前節のようにして求め、最

^{*} 主に送信キューの先頭に近い位置へ変更。ただし、バーストサイズは変更しない。

^{**} QoS 制御ができない (この場合要求遅延時間を満たす処理ができない) ことが分かった後の処理は QoS に関するポリシーコントロールに従う。

^{***} 式 (1) で表されるトラフィックの特徴は維持される。

低でもその位置から後方に制御キューが動かないように優先順位を付けると、後はプライオリティキューイングによって挿入位置で確保された遅延時間より短い遅延が保証できる。優先順位 p (p は小さいほど優先順位が高い) を持つキューの実際の最大遅延時間 $D_{\max}$ は以下のように表される。

$$D_{\max} = \frac{\sum_{i=1}^p b_i}{T} \quad (7)$$

b_i : 優先順位 i のキューのバーストサイズ

p : 遅延時間制御キューの優先順位

Tx : 送信インタフェースの物理的的最大送信速度
最大遅延時間を与えることができる WFQ スケジューリング方式の場合、複数のフローが同時にパケットをバーストしたとき、最大で全フロー数のバースト量だけキューイングによる遅延が発生する。これは、各フローに対応するキューが送信をほぼ同時に開始しようとする場合、フローによる送信順番に規則がないために発生するキューイング遅延である。

$$D_{\max} = \frac{\sum_{i=1}^n b_i}{Tx} \quad (8)$$

b_i : フロー i のバーストサイズ

n : 全フローの数

この最大遅延はフローの数によって増加し、時に大きくなりがちである。

それに対し、IPS は要求された遅延時間によってフローに対し優先順位を付け、その優先順位より前になることが許されるキューの大きさの合計はつねに一定値以下 (IH 以下) であるので、最大遅延時間は要求最大遅延時間 (IT) を超えることがない。

4. IPS の実装と評価

4.1 IPS の実装

複数のネットワークインタフェースカード (NIC) と BSD 系 UNIX を OS に持つ PC[☆]に、パケットスケジューリングモジュールとして CBQ (Class Based Queuing)⁹⁾を実装し、それに IPS の処理を付け加えることによって IP ルータ (中継ノード) として実現した。CBQ は WFQ と同様、パケットのスケジュー

リング情報としてタイムスタンプを利用し帯域制御を行うことができる。IPS の処理は帯域制御とプライオリティ制御を行うことのできる CBQ に適応することによって実現できる。

最大遅延時間制御の実現方法は CBQ の一部パラメータ設定方法を IPS により規則性を持たせたものである。すなわち、フローが必要とする遅延時間に応じて各フローに割り当てる最大キューサイズとプライオリティを IPS によって計算で求めている。

4.2 IPS の効果

中継ノード内部でキューイング遅延が発生するのは、1つの出力側インタフェースへ向かって物理的的最大送信速度以上の入力が発生したときである。たとえば、すべて同じ速度のインタフェースを持つ中継ノードであれば、複数のインタフェースから1つのインタフェースに向かってフローが存在するときキューイング遅延が発生する。特に輻輳に近い状態では顕著である。また、入力インタフェースの物理的的最大受信速度が出力インタフェースの物理的的最大受信速度よりも大きい場合特に発生しやすい。IPS はキューイング遅延を制御するものであり、上記のような場合に効果を発揮する。

4.3 効果の測定

IPS を中継ノードに組み込み、実トラフィックによる遅延時間を測定することにより実際の効果の評価を行った。評価環境は図 3 にあるとおりの構成である。

中継ノードは入力インタフェースに 100 Mbps イーサネットカード、出力インタフェースに 10 Mbps イーサネットカードを使用し、入力時のバースト性を強くさせている (表 1 参照)。帯域の使用効率を高めつつ中継ノードのフォワーディングパワーの負荷をおさえる目的で、すべてのパケットサイズをイーサネットでは認められている最大値 (1500+18 Byte) に設定した。

中継ノードに実装させた CBQ にはポリシングの機能がないため、入力インタフェース直前の送信側 (トラフィックジェネレータ) で各フローのシェーピングを行うことにより入力インタフェースでポリシングを行ったのと同様の効果を出すこととした。各インタフェースのシェーピングは表 2 にあるトラフィック特性を持たせている。

シェーピングにより、すべてのフローを合計しても、平均送信速度の合計は出力インタフェースの送信速度 10 Mbps になるようにしている。しかし、実際には数十 Kbps のレベルでわずかに上回っている (利用率平均合計約 100.37%)。上回っている分はパケットロスの形で測定される。IPS の効果は輻輳に近い状態でも最も現れるため、平均利用率はわずかに上回る状態に

☆ これはトークンパケットによるシェーピングにおいてもピークレートが大きい場合 (大体、物理的的最大送信速度)、サイズ b_i に近いバーストが発生する。

☆☆ PC は Pentium II 300 Mhz/Memory 64 Mbyte, NIC は PCI-Bus, OS は FreeBSD 2.2.2, CBQ は ALT-Q 0.4.1 を使用した。

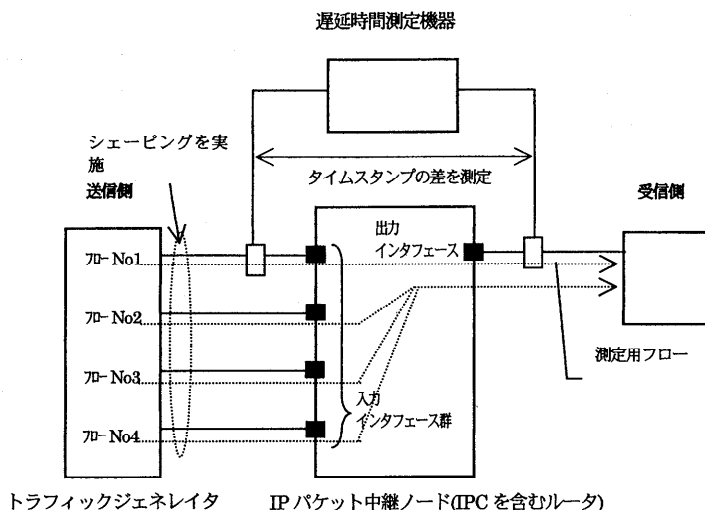


図 3 評価環境 (装置構成概略)

Fig. 3 Evaluation environment.

表 1 インタフェーススペック

Table 1 Interface Specification.

インタフェース種別	インタフェース種類	物理的送信速度	入力バッファサイズ	出力バッファサイズ
入力インタフェース	100Base-T	100 Mbps	3 KByte	5 KByte
出力インタフェース	10Base-T	10 Mbps	3 KByte	5 KByte

表 2 送信トラフィック特性

Table 2 Characteristic of outbound traffic.

フロー No.	バースト長 (パケット数)	バーストギャップ	フレームギャップ	平均帯域 (IP データグラムのみを送信対象とした場合)
1	12144 Byte (8)	48 ms	180 μ s	約 2 Mbps (約 1.91 Mbps)
2	12144 Byte (8)	30 ms	200 μ s	約 3 Mbps (約 3.10 Mbps)
3	24288 Byte (16)	96 ms	300 μ s	約 2 Mbps (約 1.96 Mbps)
4	18576 Byte (32)	92 ms	1110 μ s	約 3 Mbps (約 2.95 Mbps)

保った。

キューイング遅延を引き起こすフローには強いバースト性を持たせる必要がある。つまり、できるだけ長いバースト性を持ったフローを発生させるとキューイング遅延は発生しやすい。しかし、実際には使用した NIC の持つバッファサイズが許容できるバースト長を決めることになる。今回使用した NIC は、3 KByte の入力用バッファと 5 KByte の出力用バッファを持っている。したがって、1518 Byte のパケットの場合最大で入力側には 1 パケット、出力側には 3 パケット、合計 4 パケットを保持することができる。最大 4 パケットのバーストではけっして強いバーストとは考えられないので、実際の測定では単独のフローしか存在しないときならパケット落ちが発生しない程度にフレームギャップを持たせ、表 2 のようなバースト長を持たせている。フレームギャップを持たせても、入力インタ

フェースの送信速度と出力インタフェースの送信速度の差を考慮すれば十分バースト性が強いと判断した。

遅延時間の測定は 2 つのインタフェースを持つ PC (図 3) でパケットをキャプチャし、タイムスタンプをとることによって測定した。タイムスタンプの精度は誤差 0.2 ms 以下[☆]である。

4.4 評価結果

表 2 にある条件で各フローを制御し、評価測定用フローに対し表 3 のとおりに IPS による制御を行った。制御対象フローの最大遅延時間は計算上表 3 のとおりに期待できる。IPS によればトークンパケットコントロールによりフローの最大バースト長が決まっているので、要求最大遅延時間をフローの優先順位に置き

[☆] サンプル数 10000 パケットで、平均誤差 0.17 ms、偏差 4.4e-3 ms。

表3 IPS 処理対象と要求最大遅延時間を満たすパケットの割合

Table 3 Ratio of packets which satisfy the requested maximum delay time.

測定番号	1	2	3	4	5	
遅延時間要求フロー No. (測定対象/IPS 処理対象/送信トラフィック特性表に対応)	1	1	1	なし	なし	
IPS 制御 (遅延時間制御) の有無	あり	あり	あり	なし (CBQ による帯域制御のみあり)	なし (FIFO による制御のみ)	
要求遅延時間 (対象フローに実際に期待できる遅延時間)	約 10 ms (9.7 ms)	約 20 ms (19.4 ms)	約 40 ms (38.8 ms)	—	—	
遅延時間要求フローより小さい遅延時間を持つフロー No. (測定対象フローより優先順位が高いフロー)	なし	2	2, 3	—	—	
パケットの遅延時間が右記以下のパケットの割合 (%)	10 ms (9.7 ms)	84.1 (75.6)	61.5 (54.9)	52.0 (47.2)	38.5 (35.5)	8.7 (7.3)
	20 ms (19.4 ms)	94.1 (93.6)	94.4 (93.9)	81.1 (79.6)	64.5 (62.7)	30.3 (30.0)
	40 ms (38.8 ms)	100 (100)	99.7 (99.7)	98.6 (98.4)	90.2 (89.5)	65.2 (64.0)
パケットロス率 (%)	8.1	8.3	8.9	9.9	8.8	

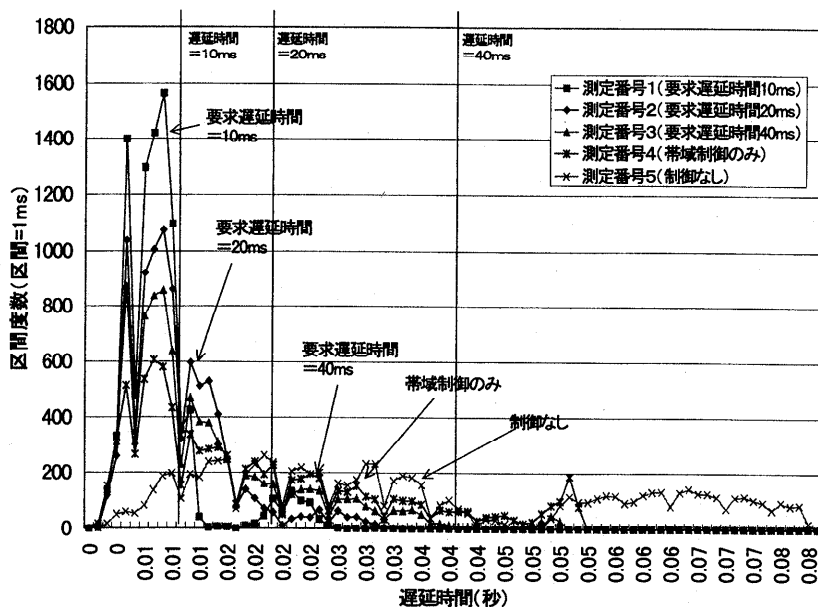


図4 パケットの遅延時間度数分布

Fig. 4 Distribution of packets delay time frequency.

換えることができる。たとえば、測定番号2のように要求最大遅延時間が20 msである場合、このフローのパケットは送信キューにおいて先頭から約24 KByte (= 1518 Byte × 16) までの範囲に収まらなければならない。そのフローのバーストサイズが1518 Byte × 8であるので、送信キュー中でこのフローより前に存在できるフローのバーストサイズは合計で1518 Byte × 8以下になる。測定番号2では、1518 Byte × 8のバーストサイズを持つフローが送信キュー中の遅延時間要求フローに対応するキューの前になるように、より高いプライオリティを持たせる。こうすることによって、遅延時間を要求しているフローはより高いプライオリ

ティのフローに迅速なパケットの送出を妨害されつつも、最大遅延時間は要求を満たすことができると期待できる。

最大遅延時間の要求がそれぞれ10 ms, 20 ms, 40 msの3つのフローについて、各パケットの中継ノードを通過する遅延時間を測定した結果が図4である。それぞれのフローについて10000パケットずつ測定し、要求最大遅延時間を満たしているパケットの割合を表3に示す。グラフや表からも分かるように、要求最大遅延時間が10 msのときは84.1%, 20 msのときは94.4%, 40 msのときは98.6%のパケットが要求最大遅延を満たしている。

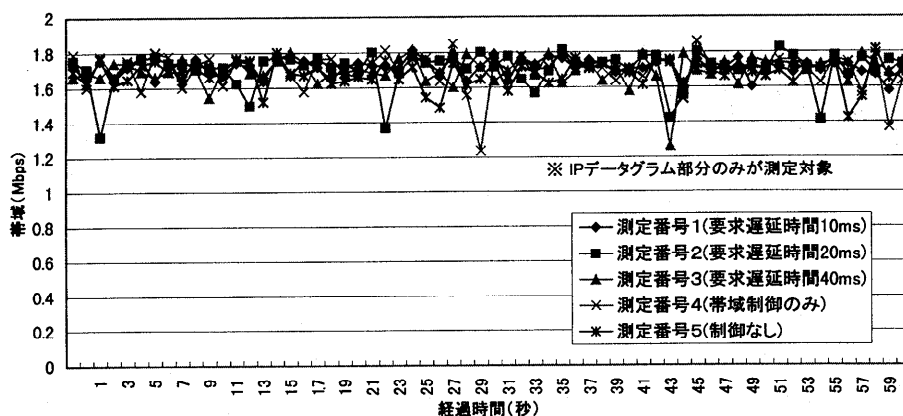


図5 表3における各フロー（測定番号）の帯域の変化
Fig. 5 Variation of bandwidth at each flow on Table 3.

5. 考 察

5.1 効果のある場合

表3や図4に示されるように、帯域制御のみを行った場合遅延時間は広く分布している。一方で遅延時間制御を行ったものは最大遅延時間の要求値以内に多く分布している。IPSの制御がない場合とある場合では明らかに差があり効果が認められた。要求値以内にはなかったパケットも存在するが、多くのパケットは要求値を大きく上回ることにはなかった。要求値を満たせなかったのは中継ノードに使ったPCルータやCBQモジュールの性能によるところが大きいと考える。

IPSの効果は4.2節で説明したとおりネットワークが混雑してくると顕著になる。そのため、帯域に余裕がある状態では余裕分が遅延時間を縮小させる効果があり、IPSの有無で遅延時間に大きな差は確認できないと考えられる。

5.2 帯域とパケットロスについて

測定対象になっているフローについて、帯域の経時変化が図5である。遅延時間制御を行わず帯域制御のみを行っているフローはほぼ一定の帯域が保たれており、かつ遅延時間制御中のフローも指定の帯域は保たれている（IPデータグラムのみを対象に約1.7Mbps付近）。図4と図5より、同じ帯域が保持されても遅延時間は異なることが分かる。また、一方でこれは帯域の確保が必ずしも遅延時間の確保にはならないことを意味している。

また、パケットロスは表3にあるようにどの測定でも8~10%である。これは、遅延時間制御の有無にかかわらずほぼ同じと見なせるので単純にPCルータの処理性能が影響しているものと考えられる。

6. おわりに

本論文で評価した遅延時間制御方法は輻輳しやすい場所において効果があることが確認できた。今回の評価環境のように複数のインタフェースを持ち、入力インタフェース速度が出力インタフェース速度を上回るときなどに特に効果がある。したがって、高速のLANと低速のWANに接続するルータ等において適応する場合、帯域と遅延時間の確保として効果があるものと考えられる。

ネットワークを設計する場合、帯域に多くの余裕を持って設計を行うことが遅延時間を短くするうえで重要であるが、混雑することが十分予想できる中継ノードでトラフィック制御を行う場合、遅延時間の制御に関してIPSは有効である。

今後はIPS方式を実際のネットワークシステムに適用しその効果を検証していく。

謝辞 本研究の機会を与えていただいたNTTデータ通信株式会社技術開発本部荒川弘熙本部長に深謝する。また日頃からご指導いただく同本部オープンシステムセンターネットワーク技術担当沢田博孝担当部長ならびに担当各位、および東北大学電気通信研究所木下哲男助教授に感謝の意を表する。

参 考 文 献

- 1) 宮原：通信技術から見たインターネットの検証—総論，電子情報通信学会誌，Vol.80, No.2, pp.112-117 (1997)。
- 2) 村井，植原：通信技術から見たインターネットの検証—インターネットにおける通信技術の検証，Vol.180, No.2, pp.118-127 (1997)。
- 3) 上野：分散マルチメディアネットワークのQoS

予測制御方式, 情報処理学会マルチメディア, 分散, 協調とモバイルワークショップ論文集, pp.79-86 (July 1997).

- 4) 前島, 伊藤, 石倉, 浅見: RSVP を用いた帯域予約型 VPN, 信学技報, CQ96-20, pp.23-29 (Oct. 1996).
- 5) 馬場, 厚井, 藤井, 井手口, 妹尾, 矢部: FDDI ネットワークにおける RSVP 適用方式の提案と評価, 情報処理学会論文誌, Vol.39, No.4, pp.1039-1048 (1998).
- 6) 菅野, 木幡, 松田, 日下, 白鳥: インターネット上での QoS 保証のためのコントロール機能の一検討, 情報処理学会マルチメディア, 分散, 協調とモバイルワークショップ論文集, pp.79-84 (July 1997).
- 7) Shenker, S.: RFC2212 Specification of Guaranteed Quality of Service, IETF (Sep. 1997).
- 8) Partridge, C.: *Gigabit Network*, Addison-Wesley (1994).
- 9) Parekh, A.K.J.: A Generalized Processor Sharing Approach to Flow Control in Integrated Services Networks, LIDS-TH-2089, MIT Laboratory for Information and Decision Systems (1992).

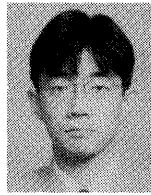
(平成 10 年 5 月 8 日受付)

(平成 10 年 9 月 7 日採録)



菅野 政孝 (正会員)

1950 年生. 1976 年電気通信大学大学院修士課程修了. 同年日本電信電話公社 (現 NTT) 横須賀電気通信研究所入所. 1988 年以降, NTT データ通信 (現 (株) NTT データ) においてマルチメディア通信, インターネット, イントラネットおよび EC に関する技術開発, 技術戦略の策定, 研究開発マネジメントに従事. 現在英国支店長. 著書「Java/HotJava」(共著, カットシステム), 「ネットワークセキュリティと暗号化」(共著, カットシステム) 等. 電子情報通信学会会員.



日下 貴義 (正会員)

1969 年生. 1992 年電気通信大学電気通信学部情報工学科卒業. 同年 NTT データ通信入社 (現 (株) NTT データ). 現在同社技術開発本部にて, ネットワーク技術の研究開発に従事.



松田 栄之 (正会員)

1956 年生. 1979 年電気通信大学電気通信学部電波通信学科卒業. 1981 年電気通信大学大学院研究科修士課程修了. 同年日本電信電話公社入社. 現在, (株) NTT データ技術開発本部. ネットワーク技術, ネットワークセキュリティ技術の研究・開発に従事. 電子情報通信学会, ACM, ISOC 各会員.



木幡 康弘

1964 年生. 1990 年電気通信大学大学院修士課程修了. 同年 NTT データ通信 (現 (株) NTT データ) に入社, 技術開発本部にて TCP/IP 技術に関連したネットワーク管理, セキュリティ, QoS 分野の研究開発に従事.



白鳥 則郎 (正会員)

1977 東北大学大学院博士課程修了. 1990 東北大学工学部情報学科教授. 現在, 同大学電気通信研究所教授. 情報通信システム, ソフトウェア開発環境, ヒューマンインタフェース等の研究に従事. IEEE Fellow.