

TCP/IPプロトコルによるフレームリレーネットワークの特性評価

小野 諭 (ono@slab.ntt.jp) †

† NTTソフトウェア研究所, 武蔵野市

あらし:

本稿では、TCP/IPを用い、フレームリレーネットワークの特性を評価した。そして、TCPのバッファサイズとフレームリレー交換機内部に存在する送信キューの大きさにより、TCPが生み出すトラフィック特性が不連続に変化すること、および、その発生メカニズムを明らかにした。また、優先度つきキューイングを行なう場合のフレームリレーと専用線ネットワークとの特性の違いを明らかにし、フレームリレーで高スループットと低遅延を両立させるためには、送信キューの大きさの適切な設定が必要なることを示した。

測定においては、ネットワークにただひとつのトラフィックを与え、瞬間的な転送速度および片道遅延の時間の増分(無負荷状態での片道遅延からの増加時間)を測定した。また、片道遅延増分が、転送速度の変動の原因を探るのに有効なデータとなることも示した。

キーワード:

コンピュータネットワーク, インターネット, TCP/IP, 高速パケット通信, フレームリレー, 輻輳制御, 性能評価

Evaluation of Frame Relay Networks using TCP/IP Protocol

Satoshi Ono (ono@slab.ntt.jp) †

† NTT Software Laboratories, Musashino-shi, Tokyo, 180 Japan

Abstract:

This paper evaluates the property of frame relay networks using TCP/IP protocol. This paper shows that the TCP generated traffic pattern is significantly changed, when TCP buffer size and internal transmission queue size of frame relay switches are modified. It also clarifies the mechanism by which such drastic traffic property change is caused. In addition, this paper compares the effect of priority queueing in a frame relay network and a leased line network, and clarifies that for achieving high throughput and low delay in frame relay networks, appropriate setting of transmission queue size is mandatory.

For the evaluation, momentary transmission rate and oneway delay increment from unloaded state are measured. They are used each for evaluating throughput and delay in the network, respectively. Oneway delay increment is also useful for clarifying the cause of the fluctuation of momentary transmission rate.

keywords:

Computer Network, Internet, TCP/IP, Fast Packet Switching, Frame Relay, Congestion Control, Performance Evaluation

† この研究の一部は、情報処理振興事業協会(IPA)が実施している開放型基盤ソフトウェア研究開発評価事業「マルチメディア統合環境基盤ソフトウェア」プロジェクトの研究協力として行なわれたものです。

1 はじめに

従来、分散した地点に存在するLANの相互接続には、専用線が使用されてきた。しかし、専用線は、point-to-pointのため、大規模ネットワークの構築/運用には、接続やルーティングなどに困難が伴った。これに対し、フレームリレー [1] ネットワークは、「専用線の高速性」と「パケット交換の回線多重化」の両機能を合わせ持ったサービスとして注目されてきている [2][3]。一方、広域ネットワークを構築するプロトコルは、TCP/IP が事実上の標準となりつつある。

従来、ネットワークの特性を検討する際には、物理的な伝送速度やその遅延、フレームロスや誤り率などを、伝送レベルで評価することが多かった。しかし、TCPプロトコル [4] は、広範なネットワークに対応するため、複雑な制御を実装している [5][6][7]。したがって、TCP/IP が生み出すトラフィックは、ネットワークの特性と独立に存在するのではなく、その特性に応じて反応が変化するなど、強い相互作用を発生しうる。しかも、その特性変化は、ネットワークパラメータの変化により、連続的に発生するとは限らず、わずかなネットワーク上の特性変化が、大きな変化をもたらしうる。

本稿では、TCPをトラフィック生成に用い、フレームリレーネットワークの特性を評価する。そして、TCPのバッファサイズとフレームリレー交換機内部に存在する送信キューの大きさにより、TCPが生み出すトラフィック特性が不連続に変化すること、ならびに、その発生メカニズムを明らかにする。また、優先度つきキューイングを行なう場合のフレームリレー接続と専用線接続との特性の違いを明らかにする。優先度つきキューイングとは、パケットを単純なFIFOでネットに送出するのではなく、パケットの特性により優先度を変化させる方式であり、バースト的転送の高スループットを保ちながら、会話的負荷の低遅延を実現するのに役立つ。

測定には、ネットワークにただひとつのトラフィックを与え、その瞬間的な転送速度および片道遅延の時間の増分(無負荷状態での片道遅延からの増加時間)を測定する。瞬間的な転送速度は、サービスの品質や安定さを示す良い指標となり、片道遅延増分は、会話的負荷の応答特性の指標となる。また、本論文では、片道遅延増分が、転送速度の変動の原因を探るのに有効なデータとなることを示す。

2 フレームリレーネットワークの特徴と評価方法

2.1 フレームリレーネットワークの特徴

フレームリレーネットワークは、高機能端末を前提に、従来のX.25パケット交換網がもつ機能を大幅に削減し、高速性を実現したネットワークである。このネットワークは、従来の専用線ネットワークと比べ、下記の点に特徴がある。

- (1) 物理的に一本の線で複数の対地と接続できるようにするため、アクセス回線の速度(アクセスレート:AR)が、各対地との仮想回線のスピードであるCIR(Committed Information Rate)より、高速になっている。

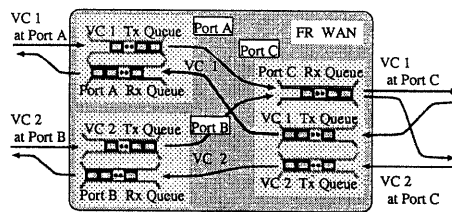


図1: フレームリレーネット中の内部待ち行列

- (2) 上記速度差を吸収し、また、複数の仮想回線を束ねた統計多重効果を得るため、交換機の仮想回線の入口、および、アクセス回線ポートの出口に待ち行列(FIFO)を持っている。

上記(1)は、複数の相手と同時に通信することが必須なコンピュータネットワークでは重要な機能である。また、アクセスレートが速いことにより、長いフレームやバースト的なトラフィックの処理において、伝送遅延を短縮することができる。(2)の項目について、図を用いて説明する。

図1に、フレームリレーネット内部で、UNI(User Network Interface)まわりにある待ち行列を示した。

今、3台の交換機があり、それぞれが1本のユーザのアクセス回線をポートに収容しているとする。それらを、それぞれ、Port A、Port B および Port C とする。Port A と Port C 間に、仮想回線 VC 1 が、また、Port B と Port C 間に、仮想回線 VC 2 が張られているとする。この場合、Port A と Port B は、アクセス回線と仮想回線は1対1に対応しているが、Port C では、ふたつの仮想回線が一本のアクセス回線にフレームリレープロトコルにより多重化されることになる。

待ち行列は、ユーザが送出するフレームを蓄積する送信キュー(図中、Tx Queue と表示)、および、ユーザあて到着するフレームを蓄積する受信キュー(図中、Rx Queue と表示)の2種類がある。

図からわかるように、送信キューは、各仮想回線ごとに、また、受信キューは、各ポートごとに存在する。送信キューには、アクセス回線の速度で、ユーザからのフレームが到着する。そして、CIR および ネットの混雑を考慮して定められる速度で取り出され、相手先の交換機に向けて送出される。受信キューは、そのポートが多重化している仮想回線に相手から送信されたフレームが到着し、アクセス回線の速度でユーザ側のルータなどへ送出される。したがって、仮想回線すべてのCIRの合計がアクセスレートより高い場合には、アクセス回線の空きを待つために使用される。

2.2 評価方法

プロトコルとして、TCP/IPを用いる場合、TCPで実装されているウィンドウ制御やの再送、輻輳制御などのアルゴリズム [5] がネットワーク上でどのように動作するかが、問題となる。輻輳制御との相性が悪いと、物理的帯域が確保されていても、実際にアプリケーションで利用可能な実効帯域が限定されてしまう。また、ファイル転送とtelnetなど、異なるサービス品質評価基準のトラフィックが混在する場合、高スループット

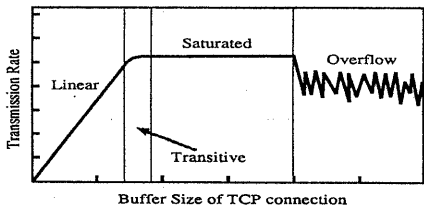


図2: TCPプロトコルにおけるバッファ長と転送速度の関係

と低遅延という相反する要求を両立させる必要がある。

今回は、評価のもっとも簡単な場合として、ネットワークに単独トラヒックを与えた場合の転送速度と遅延時間特性を評価した。パラメータとしては、TCPプロトコルにおけるバッファサイズ、および、フレームリレー交換機内の送信キューの大きさを変化させた。

TCPプロトコルにおけるバッファサイズとは、可能なウィンドウサイズ(バイト数)の最大値を定める値である。ネットワークに流せるトラヒック速度とバッファサイズには、図2に示すような関係がある。このグラフを、大きく、線形領域、遷移領域、飽和領域、あふれ領域の4つに区分する。

線形領域は、バッファサイズが伝送遅延に比べて充分ではない領域である。転送中、相手側からのAckを待つ間トラヒックが停止してしまう。この領域では、バッファサイズを増加させると、ほぼ線形に転送速度が増加する。遷移領域は、ほぼネットワークの(ボトルネック部の)速度に達した状態で、ジッタの影響で転送速度がわずかに変化する領域である。ジッタが大きい場合、遷移領域は大きくなる。飽和領域は、バッファサイズを増加しても、これ以上転送速度が増加しない安定した領域である。あふれ領域は、通信時のウィンドウサイズが過大なため、ネットワーク内にあるバッファがあふれ、フレームロスが多発している領域である。

フレームリレーネットワーク内の送信キューの大きさを変化させると、上記4つの領域の位置が変化する。具体的には、送信キューが大きくなると、飽和領域が拡大し、あふれ領域が減少する。直観的には、飽和領域が好ましく、あふれ領域は避けるべきであるかのように感じられる。あふれ領域では、ロスしたフレームを再送する必要があるのである。すると、当然、送信キューが大きければ大きいほど良いことになる。実際には、そうとは言い切れない。過大な待ち行列は、スループットを改善することなしに伝送遅延やジッタの増大を招く。また、TCPでは、フレームロスを契機に輻輳制御が動作し、ネットワークの遅延を短く保ちながら、転送速度を維持し、かつ輻輳崩壊[7]を防止する機能が盛り込まれているからである。

2.3 実験システムの構成

図3に示すようなフレームリレー接続ネットワークを構築し、実験を行なった。

実験ネットワークは、ふたつのノード Node A、Node B およびフレームリレーWANから成り立っている。フレームリレーWANは、フレームリレー交換機2台を1.5 Mb/s Iインタフェースの疑似専用線で接

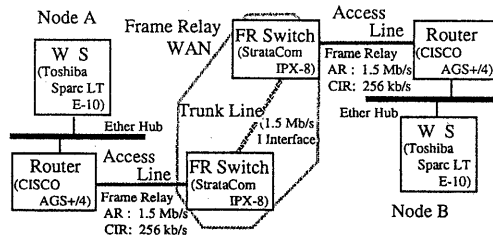


図3: 実験に使用したフレームリレーネットワークの構成

続したものである。WANへのアクセスには、V.35のシリアル回線を用いる。アクセスレートは、同じく1.5 Mb/sである。各ノードは、ワークステーション1台とルータを10 Base T ハブを用いてイーサ接続した。ルータは、フレームリレーWANのシリアル回線も収容して、LAN間接続を行なっている。ルータでは、アクセス回線への送出について、優先度つきキューイングを行なった。フレーム長68バイトまでのフレームに、高優先度を与えた。TCPのAckパケット(データを含まないものは、IPレベルで40バイトなので、FRフレーミングをしても高優先度側を流れる。待ち行列長は、フレーム数の指定で、高優先度のものを20、通常優先度のものを30とした。仮想回線は、Node AとNode Bの間に一本だけ設定した。CIRは、256 kb/sにしてある。また、今回は、アクセス回線は、仮想回線の速度より充分に速いため、受信キューの大きさは重要ではなく、大きさは64 kBに固定してある。

2.4 測定方法

瞬時的な転送速度の測定には、TCPのアプリケーションで、ソケットからデータを順次読みだし、その到着時刻を記録した。そして、ある時点での瞬時的な転送速度は、前1つと自分自身、そして後ろ3つの合計5つのフレーム到着に要した時間から計算した。

片道遅延時間の測定には、IPレベルで46バイト/68バイトのUDPトラヒックを交互に100 msおきに送出することで測定した。TCPトラヒックをかける数秒前から測定を開始し、ソース/デスティネーション間での無負荷時の片道遅延と時計の差の合計の値を算出した。その後は、測定アプリケーションへのパケット到着の時刻の変動から、TCPトラヒックによる片道遅延時間の増分を測定した。2種類のパケットは、それぞれ、ルータの高優先度と通常優先度の待ち行列にキューイングされる長さに設定してある。

3 バッファサイズによるトラヒックの変化

まず、バッファサイズによるトラヒックの変化を見るため、送信キューの長さを38 kBに設定し、バッファサイズを順次変更し、瞬時的な転送速度および、データ転送と同一方向に片道遅延増分を測定した。

3.1 線形領域におけるトラヒック特性

図4は、線形領域における転送速度を示したものである。バッファサイズは、1460バイトである。値が半端

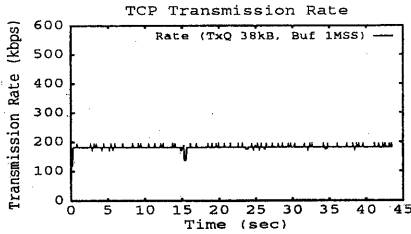


図4: 線形領域における転送速度

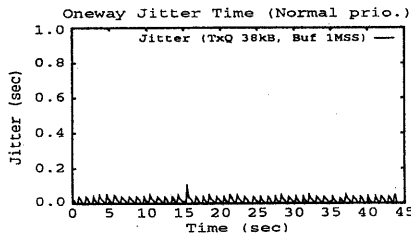


図5: 線形領域における片道遅延増分

なのは、値をイーサネットのMTU (Maximum Transfer Unit)[5] にのるTCPトラフィックの最大セグメントサイズ(MSS) (今回は、1460バイト)の倍数に設定してあるからである。以下、 $n * 1460$ のことを n MSSと表現する。

1 MSS 時の実効的な転送速度は、181.7 kbps、バンド幅全体が使われると、236 kbps 程度までいくので、その80%弱の速度である。トラフィックを流した方向への片道遅延増分は、図5に示す。線形領域では、最大ウィンドウサイズも非常に小さいため、無負荷時より遅延する時間は、ごくわずかである。

3.2 飽和領域におけるトラフィック特性

本実験システムは、外乱がないため、ジッタはほとんど発生せず、遷移領域は観測できない。図6および図7に、飽和領域にあって、もっともバッファサイズが小さいところ(以下、左境界とよぶ)、および、もっともバッファサイズが大きいところ(以下、右境界とよぶ)の転送速度を揚げた。バッファサイズは、それぞれ、2 MSS および 26 MSS である。

両者は、10倍以上差があるにもかかわらず、転送速度のパターンは、ほとんど区別がつかない。大きな差があるのは、片道遅延の方で、それぞれ、図8および図9に示す。

バッファが2 MSS の場合、ネット中(ほとんどは、交換機内の送信キュー)に滞留するフレームが少ないので、片道遅延は、40 ms から80 ms あたりで変動している。これに対し、26 MSS の場合は、送信キューが満杯状態で、片道遅延は、1.18 sec にもなり、遅延測定用のUDPパケットのロスも発生している。このロスは、詳細に調査した結果、FRネットの送信キューで発生していることがわかった。

TCPパケットのフレームの方は、ロスしていない。この差は、TCPへのAckのタイミングによるものと考えられる。TCPフレームは、常にAckに同期して送出されるが、遅延時間測定用のUDPパケット

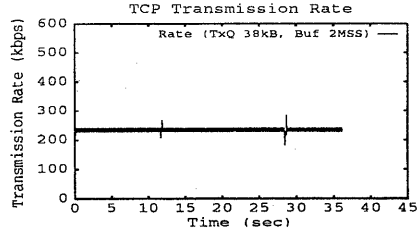


図6: 飽和領域(左境界)における転送速度

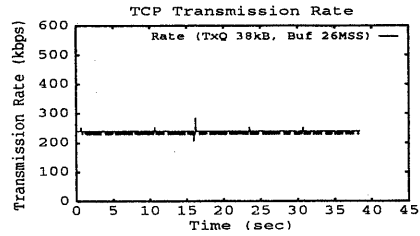


図7: 飽和領域(右境界)における転送速度

は、それとは無関係に一定時間間隔で送出されているからである。

3.3 あふれ領域におけるトラフィック特性

バッファサイズをさらに1 MSS 分だけ増加させ、27 MSS にすると、あふれ領域の左境界に達する。その時の転送速度および片道遅延を、それぞれ、図10および図11に示す。(時間軸の大きさが変化しているの、注意されたい。)

図からわかるように、転送速度は周期的に低下している。これは、フレームロスによるものである。その原因は、片道遅延の変動から探ることができる。図11からわかるように、片道遅延は最初に急激に低下し、以下、のこぎり波のようにウィンドウサイズが周期的に変化している。

詳細に解析すると、最初のフレームロスは、ルータ内のアクセス回線送待ち行列で、また、2番目以降は、交換機内の送信キューで発生している。これは、TCPが、最初の1セグメントが時間内にAckされると、いきなりウィンドウサイズをバッファサイズに設定して、多量のフレームを全速で送出することに起因している。送信側では、ackを待ってタイムアウトするまでの間、送信が一時停止している。このため、片道遅延増分は、CIRの速度で急激に減少している。

再送したフレームに対するackが受理されると、スロースタートのアルゴリズム[5, 6]により、ウィンドウ

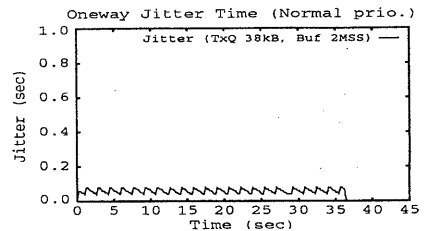


図8: 飽和領域(左境界)における片道遅延増分

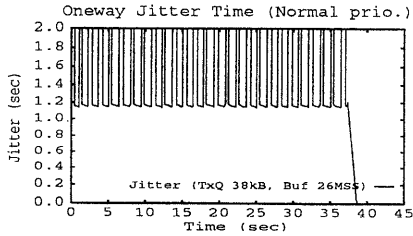


図9: 飽和領域(右境界)における片道遅延増分

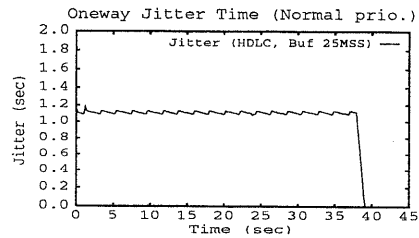


図12: HDLC接続時の通常優先度フレームの片道遅延増分

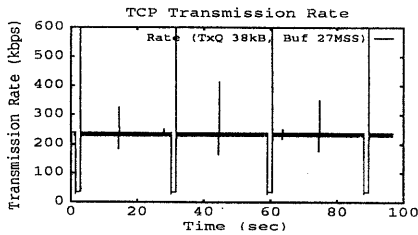


図10: あふれ領域(左境界)における転送速度

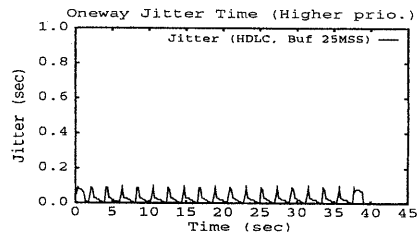


図13: HDLC接続時の高優先度フレームの片道遅延増分

4 優先度つきキューイングの効果の比較

4.1 同期回線における優先度つきキューイングの効果

サイズを増加させる。この方式では、ロス発生により、輻輳ウィンドウの大きさを1セグメントにする。また、スレッシュホールドとして、ロス発生時ウィンドウサイズを基準に、セグメントレベルのロスひとつにつき半分にした値を用いる(倍数減少)。そして、このスレッシュホールドまでは、ひとつのackでウィンドウサイズを1セグメントずつ急激に増加させる。その後は、輻輳回避フェーズに入って、その時点でのウィンドウサイズごとに1セグメントずつゆっくりウィンドウサイズを増加させる[5]。

この様子は、片道遅延の変動でもはっきりと観察することができる。図11の片道遅延が示すのこぎり波の上り坂の部分は直線にならず、折れ線状になっている。はじめの急激な上り坂の部分は、ロス発生時(遅延1.2sに対応)の半分(遅延0.6s)までの急激な増加の部分に相当し、それ以降は、輻輳回避フェーズのゆっくりした増加の部分に対応している。

TCP接続のウィンドウサイズが過大になると、今度は、交換機内送信キューがあふれて再度フレームロスが発生する。この場合も最初のフレームロスの場合と同様な輻輳制御処理が行なわれ、片道遅延の周期的変動を引き起こしている。

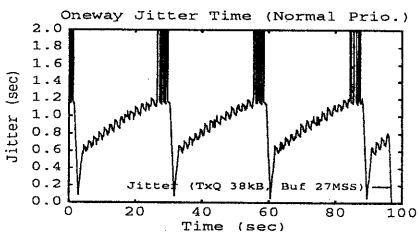


図11: あふれ領域(左境界)における片道遅延増分

前章では、交換機内の送信キューの大きさを38kBに設定していたが、この大きさでは、遅延の増分は、片道1.2secにも達している。これでは、TELNETやrlogin、X-Windowsなどの会話的トラフィックは実用的とはいえない。

ルータが専用線などの低速インタフェースに接続されている場合、応答性の改善のため、会話的トラフィックの packets を選別して、高い優先度でネットに送り込む優先度つきキューイングが行なわれる。

この効果を見るため、交換機IPX-8の同期回線UNIを利用し、HDLCフレーミングでLAN間接続を行ない、ルータにとっては、あたかも専用線で接続されているかのように見えるようにした。回線速度は、FRの仮想回線のCIRと同じ256kb/sに設定した。バッファサイズは、この状態での飽和領域の右境界である25MSSにした。この時における、通常優先度/高優先度それぞれの片道遅延増分を図12および図13に示す。図から明らかなように、HDLC接続では、通常優先度のフレームの遅延は、最大約1.2secとFR接続の場合と同様であるが、高優先度のフレームに関しては、0.1sec以下と劇的に改善されている。

4.2 フレームリレーにおける優先度つきキューイングの効果

本実験では、FR接続においても、ルータから短いフレームを優先して送出するように制御している。FR接続における高優先フレームの伝送遅延を、図14に示す。ルータ内での優先度制御にもかかわらず、高優先のものも、通常優先度の場合(図9参照)とほとんど差がない。これは、アクセスレートが1.5Mb/sと高速なため、フレームがもつばら、交換機内の送信キューに滞留

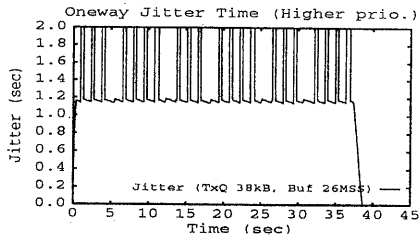


図 14: FR 接続時の高優先フレームの片道遅延増分

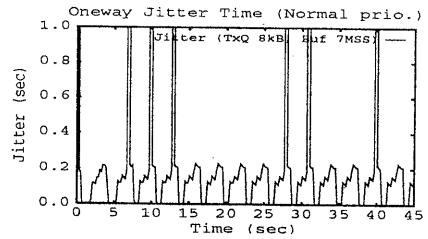


図 16: あふれ領域 (左境界) における片道遅延

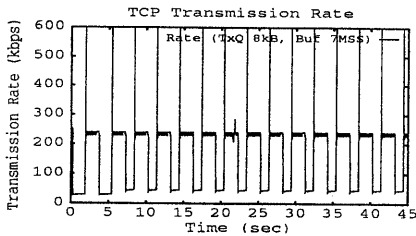


図 15: あふれ領域 (左境界) における転送速度

するためである。これらから考察すると、FR 接続は、バースト的なトラフィックと会話的なトラフィックが混在する環境では、会話的なトラフィックの応答性を確保するためには、飽和領域の最大バッファが減少することを覚悟して、交換機内の送信キューの大きさを減らす必要があることがいえる。

5 交換機内送信キューを小さくした時の特性

会話的なトラフィックの応答性を重視して、交換機内の送信キューの大きさを 8 kB まで減少させた場合に、転送速度や片道遅延がどう変化するかを測定した。

この場合、あふれ領域の左境界のバッファサイズは、7 MSS になった。この時の転送速度を図 15 に示す。送信キュー内で、周期的にフレームロスが発生しており、その度に TCP プロトコルがウィンドウサイズを半減させるため、トラフィックは、方形波のような形になっている。周期が速くなっているのは、遅延が短いのと、あふれに達するウィンドウ数が小さいためである。転送速度は、全体で 162 kb/s あり、立ち上がり立ち下りの前後 50 フレームづつを除いた平均では、179 kb/s で、飽和領域の時の約 75% の速度で伝送できている。また、無負荷からの遅延増分は、図 16 にあるように、0.2 sec 程度に保たれ、これは、送信キューサイズ 38 kB の時のほぼ 1/6 である。すでにあふれ領域に達しているため、これ以上バッファサイズを増加させても、トラフィック特性に大きな変化はない。したがって、バースト的なトラフィックが存在しても、片道遅延は、無負荷時に比べ、0.2 sec 程度長くなるだけになる。(もちろん、フレームロスの可能性も高まっている。) 以上からわかるように、フレームリレーネットワークでは、章 4 で述べた優先度制御が有効でないため、高スループットと低遅延とのトレードオフを考慮して、バッファサイズを定める必要がある。

6 おわりに

本稿では、TCP/IP を使い、フレームリレーネットワークの特性を評価した。そして、TCP のバッファサイズとフレームリレー交換機内部に存在する送信キューの大きさにより、TCP が生み出すトラフィック特性が不連続に変化すること、および、その発生メカニズムを明らかにした。また、優先度つきキューイングを行なう場合のフレームリレーと専用線ネットワークとの特性の違いを明らかにした。そして、フレームリレーで高スループットと低遅延を両立させるためには、送信キューの大きさの適切な設定が必要であることを示した。

今後は、複数のトラフィックが混在する場合の帯域分割や干渉の問題 [8]、連続メディアなどのための品質保証ををする場合の問題などを検討していく。

参考文献

- [1] "Frame Relay Interface Specification," Document Number 01-207460, StrataCom Inc. (1990.11)
- [2] "フレームリレー、ATM で企業ネットは高速化の時代へ," ビジネスコミュニケーション, Vol.31, No.1, pp.72-79 (1994.1)
- [3] "ネットワーク・リエンジニアリング — フレームリレー・ユーザの試み —," 日経コミュニケーション, No.169 (1994.3.7)
- [4] Postel, J.: "Transmission Control Protocol," RFC 793 (1981.9)
- [5] Comer D. E.: "Internetworking with TCP/IP," Volume 1; Principles, Protocols, and Architecture, Second Edition, Prentice-Hall (1991)
- [6] Comer D. E. and David Stevens 著、村井純・楠本博之訳: "TCP/IP によるネットワーク構築 Vol. II 設計・実装・内部構造," bit 別冊、共立出版 (1994.1)
- [7] Nagle, J.: "Congestion control in IP/TCP internetworks," RFC 896 (1984.1)
- [8] 山下, 小野: "ISDN 逆多重化装置の特性評価と効率的利用法," 情処学会マルチメディア通信と分散処理研究会 61-14 (1993.7)

謝辞

分散連続メディアに関し、日頃よりご指導、ご討論下さる慶應大学環境情報研究所の斎藤信男教授、徳田英幸助教授、萩野達也助教授、および、開放型基盤ソフトウェア研究開発評価事業「マルチメディア統合環境基盤ソフトウェア」プロジェクトの皆様へ感謝します。また、本研究をご支援下さる、NTT ソフトウェア研究所の後藤滋樹ソフトウェア基礎技術部長および小川裕ネットワークコンピューティンググループリーダーに感謝します。また、測定プログラム作成にあたり助言下さった同グループの山下高生氏に感謝します。