

再送をともなう高信頼マルチキャストの送信レートと性能

山内 長 承^{†1} 佐野 哲 央^{†2}
城下 輝 治^{†3} 高橋 修^{†4}

近年、インターネット・イントラネットにおいてミッションクリティカルな情報を効率良く大規模に配布する技術としてIPマルチキャスト(同報)を用いた高信頼マルチキャスト技術が注目されている。本論文では、再送を用いた高信頼マルチキャストシステムについて、マルチキャスト経路の容量や受信端末の処理能力が分布しているとき、その送出速度の設定法を検討する。インターネットのように、経路の容量や受信端末の処理能力が同一ではない場合、従来はパケット損失が発生しないように送出速度を最も遅い経路・端末に合わせていた。この場合、全体の転送時間は遅い経路・端末にひきずられて長くなる。最低値よりは多少大きい送出速度を選択すれば、遅い端末においては若干の再送が発生するが、他方、送出速度が速いために転送時間は短縮される。このとき、再送のために余分な時間を要するとしても、転送時間の短縮によって相殺され、総転送時間は短くなる可能性がある。本研究ではこの可能性を検証するために、端末容量分布、パケット損失量、再送機構のモデルを立ててシミュレーションを行った。シミュレーションの結果、最小総転送時間は端末容量分布の最低値より高いところで観測され、そのときの再送パケット数もそれほど大きくないことが分かった。具体的には、端末容量の分布が一様分布の場合には分布の下端よりわずかに速い送出速度で0.9%短い最小総転送時間が実現され、そのときの再送パケット数は0.8%であった。また、端末分布が正規分布の場合には分布の裾が広いため、取り上げた例では最小総転送時間は2~10%短縮し、それはかなり速い送出速度のところで観測され、そのときの再送パケット数は5~7%程度となった。この程度の再送は許容できる場合も多いと考えられる。また、モデル上十分に反映できない要因による総転送時間の増加について、2つの変動要素による影響を分析し、いずれも問題にならないと判断した。これらの結果により、送出速度を最低容量端末に合わせるのではなく、少し早い速度に設定して総転送時間を最小化するというポリシーが選択できることが分かった。

Transmission Rate for Flow Control in ARQ-based Reliable Multicast Systems

NAGATSUGU YAMANOUCHI,^{†1} TETSUO SANO,^{†2} TERUJI SHIROSHITA^{†3}
and OSAMU TAKAHASHI^{†4}

IP multicast has recently been studied as a medium for large scale information distribution, and especially, reliable multicast technologies have been developed for distribution of mission-critical information. This paper discusses a method for determining the data transmission rate of the multicast sender with retransmission capability, given that the link capacities and terminal processing capabilities vary among receivers. In the Internet where the link and terminal capabilities vary, a reliable multicast sender often transmits packet at the speed of the slowest receiver to avoid packet losses, which implies a longer transmission time. Contrary to this, we can select a faster transmission speed, which causes some retransmission due to packet losses, but results a shorter transmission time. Even with the extra time for retransmission, the time reduction due to the faster transmission speed possibly results a shorter overall transmission time. To prove this possibility by simulation, we developed a packet loss model due to overflow, a retransmission model, and a link/terminal capacity distribution model. The results show that the minimal overall transmission time is obtained at a higher transmission speed than the minimum receiver capacity, and the packet losses at that speed is not very large. The uniform receiver capacity distribution case shows a 0.9% faster minimal transmission time at a slightly faster transmission speed than the slowest terminal. The retransmitted packets are 0.8% of all the transmitted packets. In the normal distribution case, the transmission time reduces 2~10% depending on the distribution, and the amount of the retransmitted packets is 5~7%, which will be acceptable in many cases. This implies that our transmission speed selection policy is acceptable.

1. はじめに

最近 IP マルチキャストを用いた高信頼マルチキャスト (Reliable Multicast) システムの研究が各所で行われている^{1)~4),6)}。IP マルチキャストによる同報は、送信サーバやネットワークに大きな負担をかけずに情報を多数の受信者に配送できるが、マルチキャストはパケット損失に対して回復機能を持たないため、情報の一部が失われても差し支えない音声や動画などの大量配布にもっぱら使われてきた。高信頼マルチキャストは、IP マルチキャストに損失情報の回復機能を持たせることによって、ミッションクリティカルなプログラムやデータなどを大量配布することを可能にするものである。

これらの高信頼マルチキャストの大半は、パケットの損失を回復するため、何らかの再送機構 (ARQ: Automatic Recovery Quotient) を用いている。再送を行うためには、受信端末側から送信サーバへパケットの損失状況を伝える必要があるが、多数の受信端末から 1 つの送信サーバへ応答を返すと、送信サーバやその周辺のネットワークに多大な負荷を掛けることになる (Ack Implosion, 応答爆発)。各所で行われている^{1)~4),6)}研究は、もっぱらこれを防いで多数の端末に対する情報配送を効率的に行う様々な手法を提案している。

パケットの損失を最小におさえるためには、送出側でフロー制御を行うことが望ましい。なぜなら、パケット損失は転送上のビット誤りによって起こるほか、輻輳時におけるルータ (パケット交換機) の待ちバッファ (キュー) からの溢れ、受信端末内での処理能力を超えたパケット流入に対する待ちバッファからの溢れなどによって生ずる。このうち、ビット誤りは、最近の回線は条件が良いのであまり発生しておらず、また受信端末の能力も高くなっているため能力不足による溢れも発生しない場合が多い。パケット損失の大半は、最近の混雑したインターネット環境での回線の輻輳や、回線の帯域以上にパケットを送出する場合 (たとえば TCP フロー制御における送出帯域の削減遅れ)

などによるものと考えられる。すなわち、パケット損失を最小限におさえるには、可能ならば送信側で適切な流量で送信することが望ましい。

ところで、同報型通信では、受信端末や経路が複数あり、受け入れられる容量は端末や経路によって異なるにもかかわらず、送出側ではすべての端末・経路に共通の流量で送出せざるをえない。今までは、受信端末や経路の容量が分布している場合、流量が溢れるために生ずるパケット損失を防ぐため、送出流量は受け入れられる容量分布の中の最低の値に合わせるのが良いと考えてきた^{*}。しかし、分布の状況によっては、この最低に合わせる方式はマルチキャスト全体の転送速度を極端に低い値におさえてしまい、転送時間が非常に長くなることがある。これに対して、たとえば筆者らが設計に関与したシステムでは、受信端末を速い転送のできるグループと遅い転送をするグループに分割して転送したり、極端に遅い端末が例外的にごく少数ある場合には遅い端末のみユニキャスト転送するなどの対策を講じてきた。

本論文では送出流量を、分布している回線や受信端末の最低容量に合わせる考え方を改め、最低より若干速い送出流量に設定し、その結果容量の小さい経路・端末で溢れを生じて失われたパケットを再送機構で回復するという考え方を検討する。具体的には、様々な送出流量に対して、再送に要する時間を含めた総転送時間を求める。総転送時間を最小とする送出流量を求め、そのときの総転送時間と損失パケット量を評価する。最小総転送時間が、送出流量を最低容量端末に合わせた場合より小さくなれば、筆者らの提案する早めの抄出流量の考え方が成立することになる。そのときの損失パケット量がそれほど大きくなければ、総転送時間が最小となる送出流量を実用する可能性があることになる。

これにより、この最適な流量値を実現するような送出フロー制御機構を考えることができ、これを、図 1 のようなマルチキャストサーバの構成における、複数

^{*} 送出流量を受信端末容量の最低値に合わせるのが良いという点について、マルチキャストの場合にこれを明示的に主張している文献は見当たらない。筆者らがこのように判断する理由は、(1) ユニキャストの場合、フロー制御がこの考え方に基づいていること、すなわち、たとえば TCP でのフロー制御は経路および受信端末の容量を超えない速度で送出するよう制御していること、(2) 再送をとまう高信頼マルチキャストの実用製品を用いてシステムを設計する 4 社に問い合わせたところ、4 社すべての技術者が、上記の考え方が自然でありそのように送信速度を設定している旨の解答をしたこと、による。

†1 東京都立大学工学部電子情報工学科
Department of Electronics and Information Engineering,
Tokyo Metropolitan University
†2 日本テレマティック株式会社
Nippon Telematique Inc.
†3 NTT 情報流通プラットフォーム研究所
NTT Information Sharing Platform Laboratories
†4 NTT ドコモマルチメディア研究所
NTT Docomo Multimedia Laboratories

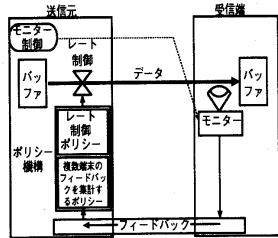


図1 マルチキャストのためのフロー制御システムの構成
Fig.1 Flow control system configuration for multicast.

端末のフィードバックを集計するポリシーの部分に適用することにより、その時々における端末・経路容量分布を推定して最適な送出流量を求めながらフロー制御をするシステムが構築できるはずである。

本論文は次のように構成されている。まず2章において最適流量の計算のためのモデルを構築する。具体的には、流量とパケット損失量との関係、回線や端末のパケット転送・処理容量の分布、損失パケット量と再送量および再送時間の関係をモデル化する。3章ではこのモデルを用いて、与えられた回線転送・端末処理の容量分布における、送出速度と総転送時間、総パケット損失量との関係を求める。最後に、これらの手法および得られた結果について評価し、4章でまとめることとする。

2. 計算モデル

再送による高信頼マルチキャストを対象とするとき、再送の方法はいろいろ提案されている⁴⁾。これらのうち本論文では、実用的な製品に組み込まれて使われている、受信端末から送信サーバへ再送を要求し、送信サーバから受信端末へ再送のためのデータが送られるような方式を解析の対象とする。具体的にはNTT-IBM RMTP^{4),5)}、Multiple File Transfer Protocol (MFTP)¹⁾、Pragmatic General Multicast (PGM)⁷⁾などを対象とする。紛失したデータを近隣の受信端末間で回復し合う Scalabel Reliable Multicast (SRM)³⁾や AT&T RMTP²⁾のような方式は、動作が複雑なので、本研究の対象外とする。また、ユニキャストによる再送も、実現されている高信頼マルチキャストでは全面的に用いることをしていないので、対象としない。これは再送時でも再送先の数が多い場合にマルチキャストの効果が得られるためである。

解析の対象とする再送方式の説明をするため、例としてNTT-IBMの提案するRMTP^{4),5)}を取り上げる。そこでは図2にあるようなプロセスで再送を行っている。基本的に受信端末でパケット損失をタイムアウト

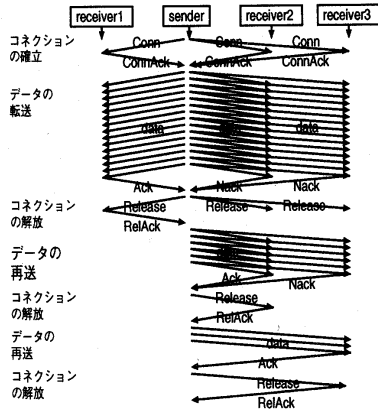


図2 NTT-IBM RMTPの再送のプロセス
Fig.2 Retransmission process of NTT-IBM RMTP.

受信端末番号	パケットシーケンス番号					M
	1	2	3	4	5	
受信1	O	X	O	O	O	O
受信2	O	O	X	O	O	O
受信3	O	O	O	X	O	O
受信4	X	O	O	O	O	O
番号						
N	O	O	X	O	O	O
合計	X	X	O	X	X	O

これらは再送の必要がある

図3 Success-failure 表
Fig.3 Success-failure table.

トなどで検出し、その情報を否定応答 (Nack) として送信サーバに通知する。TCPで行われているような、受信端末が受信ごとに肯定応答 (Ack) を返す方法は、多端末へのマルチキャストの場合、多数の Ack メッセージが返されるために送信サーバはその周辺のネットワークに過大な負担をかける (Ack Implosion, 応答爆発) ので、望ましくない。送信サーバは通知結果を図3のような表に集計し、受け取っていない端末があるパケットを選んでマルチキャストで再送する。再送分もまたパケット損失を起こすが、再送を繰り返すごとに届いていないパケットは徐々に減少し、何回かの再送の後にはすべての端末がすべてのパケットを受信できる。

MFTPの場合も、再送の時期は異なるが、再送の対象となるデータは以下の点を除いてNTT-IBM RMTPと同じになるので、同じモデルで解析できる。再送対象の違いは、後述するようにパケット紛失の判定のタイミングが異なるために、遅れて到着したパケットが紛失と判断されるか否かについて差が出る可能性があ

る。これについては後述するように変動項 β をモデル中に導入して表現する。また、PGM の場合は応答をネットワーク内で集約するが、この場合も MFTP と同様に、再送の対象となるデータは紛失判断のタイミングの差によって異なってくるが、それ以外は NTT-IBM RMTP と同じになるので、変動項 β によってモデルに含めることができる。再送を受信端末の回りで局所的に行う SRM や AT&T RMTP には適用できない。

総転送時間は、再送分も含めた送信データの総量を、送信速度（送出流量）で割ったものとする。このとき送信中の送出速度の動的な変更は考えないものとする。輻輳時に適応して送出速度を変える場合のモデリングは、次の課題として本論文では扱わない。以下、パケット損失率を媒介にして、再送分も含めた送信データの総量を計算するモデルを構築し、それを送信速度で割ることによって総転送時間を求める。

データ転送以外に必要な時間の主なものとしては、受信端末から送信サーバへ否定応答 Nack を転送するための再送制御時間や、受信端末でパケットの喪失を判定するために必要なタイムアウト時間があげられる。再送制御時間は、Nack メッセージパケットの転送に要する時間のほか、たとえば NTT-IBM RMTP では応答爆発を軽減するため受信端末が応答を送出するタイミングを分散（バックオフ）させるため、そのための送出待ち時間が追加される。しかし、それらはいずれもデータ転送時間に比較して無視できるほど短い。まず Nack メッセージの転送時間については、Nack メッセージが紛失したパケットの一連番号のみを含む短いものであるため、送信内容データの量に比べると非常に短く無視できる。また、バックオフのための Nack 送出待ち時間も全体の転送時間に比べると十分小さく設定される。またタイムアウト時間も全体の転送時間に比べて十分小さく、無視できる。

次に、再送分も含めた送信データ総量を求める。そのためには、

- 送出速度と容量からパケット損失率を求める損失モデル
- パケット損失率から再送回数と再送パケット数を求める再送モデル
- 端末・経路の容量分布モデル

が必要となる。

まず、本論文の計算で用いるパケット損失のモデルを検討する。

パケット損失の原因の大きなものとして、ネットワークのリンク上、ルータ内、端末内でのビット誤り、輻

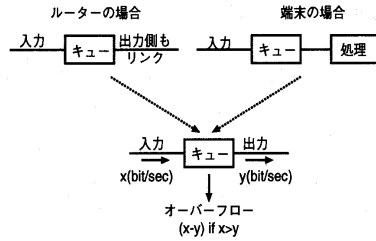


図4 パケット溢れのモデル
Fig. 4 Packet overflow model.

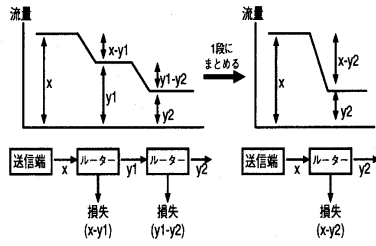


図5 多段パケット溢れのモデル
Fig. 5 Packet overflow in multiple stages.

輻によるルータでのパケット溢れ、受信端末内での受信アプリケーションや通信プログラムの処理速度の不足によるパケット溢れが考えられる。このうち、ビット誤りは、現在のインターネット環境では回線品質がかなり良くなっているため発生確率が低く、輻輳による損失に比べて無視できるほど小さいので、ここではモデルから除外する。

ルータおよび受信端末におけるパケット溢れは、いずれも入力が入力より多く到着することにより、内部のバッファ（キュー）が溢れる現象であり、両者とも図4にあるような同じモデルで表すことができる。

図4では、定常状態を考えた数値モデルを併記している。すなわち、入力のレートを x (ビット/秒)、出力側の容量 y (ビット/秒) とし、もし $x > y$ であれば入力が出力を超過するので、差分 $(x - y)$ が溢れ、その分のパケットが失われる。回線輻輳によるルータでの溢れの場合には、 y は出力側のリンクの物理的な容量に対応し、 x はその出力リンクに流れ込む入力の総量に対応させればよい。また、受信端末内での処理能力による溢れに対しては、 x は端末に送られてくるデータ量、 y は端末での処理能力に対応させればよい。

この単純化されたモデルでは、多段の溢れの場合でも仮想的な1段の溢れとしてモデル化できる。図5に示すように、2段の溢れのプロセスがある場合でも、1段目の x から $y1$ への溢れが $(x - y1)$ 、2段目の $y1$ から $y2$ への溢れが $(y1 - y2)$ であるから、これを1

段の仮想的な x から y_2 への溢れ ($x-y_2$) としてモデル化することができる。したがって、現実には、ネットワーク内での多段の溢れと受信端末内での溢れが重なって起きる可能性があるが、これらを各端末ごとに1つの溢れのプロセスで記述することができる。この一元化により、ネットワーク内での溢れの分布を、端末に対する分布として考えることができる。

上記の導入では、出力の容量 y は物理的な回線容量による上限もしくは端末内の場合はアプリケーションの処理能力と考えたが、ここでの解析に必要なものは x , y とも特定のフローに関する流量である。その場合、物理的な容量を複数のフローで共用することになるので、 y は物理的な容量というよりは、むしろこのフローが使うことのできる仮想的な帯域容量と考えたほうがよい。

特に、他のフローが TCP の持つフロー制御機構で制御されていたとき、TCP は輻輳制御ウィンドウが開いてゆく過程でパスト状のトラフィックを発生するため、これによりルータのキューが一時的に溢れることが考えられる。これは、定常状態でのモデルを考えると、過渡的な余分の損失が発生することになり、平均すると定常モデルの損失値より若干大きくなる。その余分な損失は他のフローを含めたモデル化が難しいので、ここでは定常モデルで求めたパケット損失率 e に対する一次項の追加 ($1+\alpha$) として定式化し、それによる結果への影響を分析して検討することにする。

上記のような溢れによるパケット損失モデルを仮定するとき、複数の端末を対象とするマルチキャストでは、端末によって異なる経路を通るため物理的な容量や輻輳による実効的な容量が異なること、および端末の種類が異なるため処理能力が多様であること、などの理由から、端末ごとの容量は一定値ではなく分布している。このとき容量とは図5で考えたとおり、多段での溢れがあるとしてもそれを端末ごとに1つにまとめた量を考える。

本論文で対象とするマルチキャストの場合、経路が分岐すると各々の経路に対してパケットが複製されるので、上流で失われたパケットはその下流のすべての端末において損失となる。端末ごとに一元化すると、上流リンクでの損失は端末間の損失率の依存性になって現れる。これについては細かく議論すべき問題であるが、本研究ではこの依存性を無視し、端末ごとの損失率はすべて独立と仮定する。依存性を正しく検討するにはマルチキャスト配送経路の形状を仮定しなければならないが、解析時に仮定すべき標準的な形状についての合意・定説がないため、本論文では要因として

加えずに、すべての端末が独立にパケットを紛失するモデルを採用する。

具体的には、すべての端末が独立にパケットを紛失するという仮定の下に、端末ごとの仮想的な容量が端末間で正規分布している場合と、極端な例として一様分布している場合について、パケット損失による再送回数や総転送時間を求めることとする。このモデルは、実際のマルチキャストネットワークで測定することによる検証を経る必要があるが、大規模の測定実験が必要となるため、仮説としてみよう。

再送モデルは前述のように、NTT-IBM RMTP の再送の過程を仮定する。すなわち、送信側はパケット化したデータをマルチキャストにより次々に送り出し、受信端末はパケットごとの到着の判定をする。それにより各々の受信端末が再送要求を出し、送信側はその要求の和集合を求め、次の再送サイクルで和集合に含まれるパケットをすべての受信端末に対してマルチキャストで再送信する。この機構を仮定したときの、再送パケットの量を求める。

この再送量は、再送の時点や順序にかかわらずので、広範な再送方式に適用できる。ただし、パケットの紛失の判定については、再送のタイミングに依存する差が出る可能性がある。具体的には、パケット到着の遅れが大きい場合に紛失と判定される場合があるが、それがいつ判定されるかによって、紛失と判定される場合とされない場合が生ずる。NTT-IBM RMTP の方式ではすべてのパケットを送り終えた後に判定するので、最初に送られたパケットは紛失判定までにかかなり長い時間があるのに対し、他の方式では送出後一定時間待って判定するものがあり、その場合すべてのパケットについて一定の短い時間で判定する。したがって、最後に送られたパケットについての紛失判定の待ち時間(タイムアウト時間)を両者で同じにした場合、最初に送られたパケットについては他の方式の方が NTT-IBM RMTP に比べて紛失と判定される可能性が高くなる。この差分については、機構の詳細をモデル化するのは複雑すぎ難しいので、損失モデルの項で行ったと同様、いったん解析を済ませた後で、サイクルごとの損失パケット数(次章で導入する M_k)に対する一次項の追加 ($1+\beta$) として定式化し、それによる結果への影響を分析することとする。

再送量の計算モデルは Shiroshita ら⁶⁾のものを拡張する。このモデルは、経路によらずパケット損失率を一定としたときに、再送サイクルごとに全受信端末での損失パケットを推定し、再送量を求めるもので、漸化式

$$S_k = e \times S_{k-1},$$

$$M_k = \{1 - (1 - e)^{S_{k-1}/M_{k-1}}\}M_{k-1},$$

$$N_k = \{1 - (1 - e)^{S_{k-1}/N_{k-1}}\}N_{k-1}$$

で与えられる。ここで S_k は第 $(k-1)$ サイクル（前サイクル）の送信の結果、受信端末から要求されたすべての再送パケットの数（端末間の重複分を数えた合計）、 M_k は第 k 再送サイクルにおける再送パケット数（重複を除いた合計）、 N_k は再送を要求した受信端末数、 e はパケット損失率を示す。

城下のモデルはパケット損失率を一定値 e として計算するが、本シミュレーションでは受信端末・経路の容量が端末によって異なるとしたため、損失率も端末によって異なる。第 k 再送サイクルでの S_k , M_k , N_k は、端末ごとに異なる損失率 e をパラメータとして計算し、それをサイクルごとに端末の分布に従って加重合計した値を求めて、サイクルを進めればよい。端末ごとの損失率は、損失のモデルによって端末ごとの容量 y から導かれるので、 S_k , M_k , N_k を、端末ごとの容量 y の関数と見なして、それを y に対する端末の分布によって加重合計することにする。

3. 計算と結果

図 6 は、以下のシミュレーションで用いる端末容量分布を明示したものである。横軸は容量、縦軸はその容量に対する端末の密度を表している。横軸のスケールはある実環境における値を正規化せずに用いており、区間 [1.2Mbps, 2.0Mbps] の一様分布、平均値 $\mu = 1.6$ Mbps, 分散 $\sigma = 0.4$ Mbps すなわち μ が一様分布の平均と一致し σ がちょうど一様分布の範囲に一致する緩やかな正規分布、および、 $\mu = 1.6$ Mbps, $\sigma = 0.13$ Mbps すなわち 3σ が一様分布の範囲に一致するかなり平均値の回りに集中した正規分布となっている。なお、縦軸は端末の確率密度を表すが、横軸の単位が Mbps であるため、縦軸の単位は 1/Mbps としてある。

この3つの分布の場合について、送出流量を変化させたときの総転送時間を求める。

まず端末・経路容量が区間 [1.2 Mbps, 2.0 Mbps] の一様分布の場合の例を図 7 に示す。横軸は送出流量の設定値、縦軸は総転送時間（上部の曲線）、総再送サイクル回数（階段状の線）、総再送パケット量（下側の曲線）をグラフにしている。1.22 Mbps 付近で総転送時間が最小値の 13.218 秒となっており、1.2 Mbps 時の 13.333 秒と比較して 0.9% 短い。また、そのときの総再送パケット数は 0.8% である。

端末容量分布の最小値は 1.2 Mbps であるが、最小

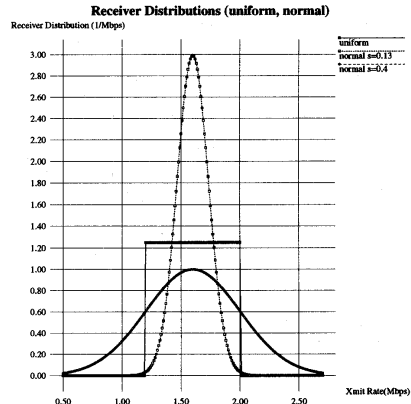


図 6 端末の一様分布と正規分布
Fig. 6 Uniform and normal receiver capacity distributions.

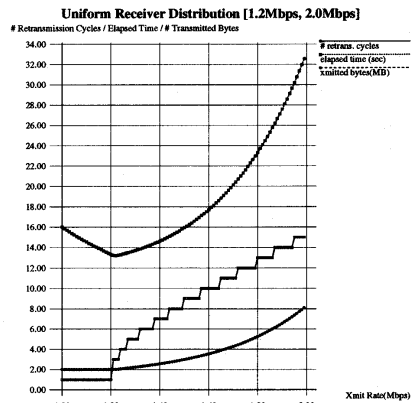


図 7 一様端末分布時の再送性能
Fig. 7 Retransmission performance for uniformly distributed receivers.

の総転送時間を示す 1.22 Mbps はわずかながらこれより少し速い送出速度である。すなわち、従来行われてきた、送出速度を最低容量の端末に合わせるという方式に比べて、総転送時間で 0.9% 速くできる送出速度が存在するということである。そのときは、その送出速度より容量の少ない端末は溢れによるパケット損失を起こすので、再送が発生する。その再送量は 0.8% になることが分かったことになる。

次に、端末・経路容量が正規分布の場合の例を図 8 ($\mu = 1.6$ Mbps, $\sigma = 0.4$ Mbps), 図 9 ($\mu = 1.6$ Mbps, $\sigma = 0.13$ Mbps) に示す。横軸は送出流量、縦軸は総転送時間（上部の曲線）、再送サイクル回数（階段状の線）、および総再送パケット量（下側の曲線）をグラフにしている。図 8 では 1.31 Mbps 付近で総転

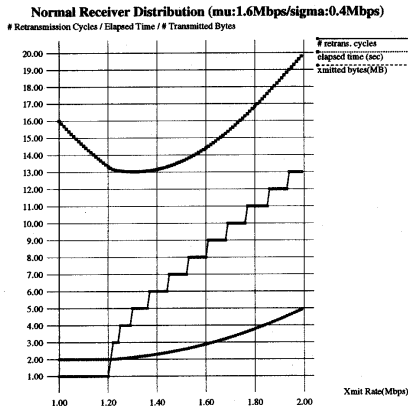


図 8 端末正規分布時の再送性能

Fig. 8 Retransmission performance for normally distributed receivers.

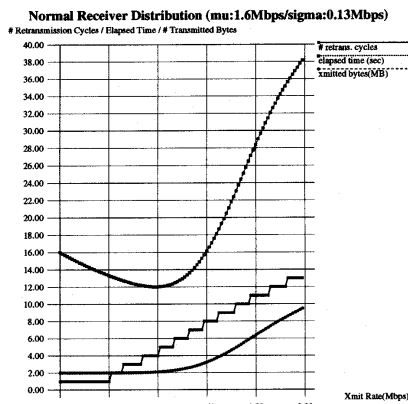


図 9 狭い端末正規分布時の再送性能

Fig. 9 Retransmission performance for normally distributed receivers with smaller standard deviation.

送時間が最小の 13.03 秒, そのときの総再送パケット数は 6.6% になっており, また図 9 に示す狭い正規分布では 1.39 Mbps 付近で総転送時間が最小の 12.026 秒となり, 総再送パケット数は 4.5% である。

いずれの場合も, 端末容量が正規分布であるから分布の裾は広がっているの, 最低速度の端末を取り上げるわけにゆかないが, 仮に 1.2 Mbps を最低速度とすると, $\sigma = 0.4$ Mbps の場合には最低速度の端末に合わせる場合に比べて 1.31 Mbps では総転送時間が 2.3% 短縮し, その代償として再送パケット数が 6.4% 増加する。また, $\sigma = 0.13$ Mbps の狭い分布の場合には最低速度に合わせる場合に比べて 1.39 Mbps では総転送時間が 9.8% 短縮し, 再送パケット数が 4.5% 増加する。

このように一様分布に比べて良い結果が得られるのは, 正規分布が一様分布に比較して低速の端末数が少ないため, 当然のことといえる。また, 狭い正規分布の場合のように, ほとんどの端末は高速であるのに低速の端末がわずかに存在する場合には, 最低速度端末に合わせた送信に比較して, 総転送時間の短縮効果はかなり大きくなる。

ここで, 再送パケット数と総転送時間は異なる因子であり, これらのペナルティは環境によって異なる点に注意を要する。たとえばパケットの再送が絶対に禁じられるようなシステムでは, 総転送時間が長くなってもゆっくり送らざるをえない。また, 総転送時間を短くしたいシステムでは, 多少の再転送によるネットワーク負荷の増加を代償として, 総転送時間を最小とする速度で送信するのが良いこともある。どこまで再送が許されるのか, どれだけ総転送時間を短縮したいのかはそのシステムに依存する。

次に, 2 章のモデルの項で触れた, パケット損失率 e に対する一次の変動項 α や, 再送数 M_k に対する一次の変動項 β がもたらす総転送時間に対する影響を評価する。ここでは図 9 に示した $\sigma = 0.13$ Mbps の狭い正規分布の場合について, シミュレーションで求めた結果を, 図 10 および図 11 に示す。図 10 は α のいろいろな値に対する総転送時間のグラフを重ねたものであり, 下から $\alpha = 0, 0.05, 0.1, 0.15, 0.2$ と増やした場合を順次プロットしたものである。また図 11 も同様に, β の値に対する総転送時間のグラフを重ねたもので, 下から $\beta = 0, 0.02, 0.04, 0.06, 0.08, 0.1, 0.15, 0.2$ と増やした場合を順次プロットしてある。

いずれも, 総転送時間の最小値をもたらず送出流量の値にはほとんど変化がなく, 最小となったときの総転送時間の値は α が 20% のときに 0.2% 増, また β が 20% のときに 1% 増となる程度で, あまり変化がない。他方, グラフの右側に表されている送出流量が大きい部分では, α, β の影響が大きくなり, 流量が 2.0 Mbps のときは α が 20% に対して総転送時間が 12% 増, また β が 20% に対して総転送時間が 38% 増となっている。

これは, α や β はパケットの損失を増やす項であるが, 最小転送時間を実現するような送出速度では, 損失は 0 ではないものの比較的少ないので, α や β の影響が少ないものと考えられる。それに比べて流量が 2.0 Mbps の場合はパケット損失の総量が多いので影響も大きい。筆者らが実際に使おうとしているのは最小転送時間を実現する付近の流量であるから, α や β

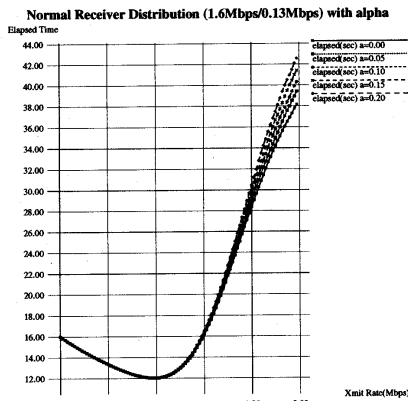


図 10 パケット損失率の再送性能に対する影響

Fig. 10 Retransmission performance sensitivity to additional packet loss rate.

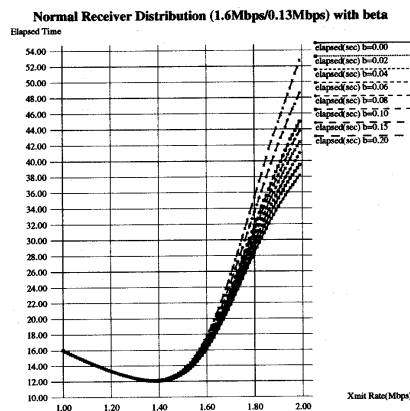


図 11 パケット再送数の再送性能に対する影響

Fig. 11 Retransmission performance sensitivity to additional packet retransmissions.

は、今までのシミュレーションで得られた最小転送時間やそのときの再送パケット数に大きな影響を与えるものではないといえる。ということは、 α をパケット損失率 e の変動項として導入する理由として考えた、定常状態モデルからの変動、たとえばトラフィック増加時にルータのキュー溢れによって発生する過渡的なパケット廃棄の増加は、本論文で求める最小総転送時間の振舞いにはあまり影響を与えていない。 β についても同様に、再送パケット数 M_k の変動項として導入する理由となったタイムアウト検出方式の違いによる再送パケット数の増加も、最小総転送時間の振舞いにはあまり影響を与えていないということになる。

4. まとめ

本論文では、ARQ による再送を含む高信頼マルチキャストシステムにおける送出流量の設定について検討した。インターネットのように、経路の容量や受信端末の処理能力が同一ではなく、いろいろな容量の端末が分布している場合、パケット損失が発生しないように送出流量を分布の最低値に合わせるという選択をすると、全体の転送時間は長くなる。最低値よりは多少大きい送出流量を選択することにより、若干の再送は発生するが総転送時間の最小値を得ることができることを予測し、端末容量分布、パケット損失量、再送機構のモデルを立ててシミュレーションを行った。

シミュレーションの結果、最小総転送時間は端末容量分布の最低値より高いところで観測され、そのときの再送パケット数もそれほど大きくないことが分かった。具体的には、端末容量の分布が一様分布の場合には分布の下端よりわずかに速い送出速度で最小総転送時間が実現され、そのときの総転送時間は 0.9% 短縮され、再送パケット数もわずかに 0.8% であった。端末分布が正規分布の場合には分布の裾が広いいため、最小総転送時間はかなり速い送出速度のところで観測され、そのときの総転送時間は 2~10% 短縮されるが、再送パケット数は 5~7% 程度であった。この程度のトラフィック増加が許容できる場合には、上記の総転送時間短縮を実現できる。また、モデル上の細かい要因による総転送時間の増加について 2 つの変動要素による影響を観察したが、いずれも問題にならないと判断できた。

これら 2 つの変動要素でとらえられていないモデル上の仮定として、端末容量の分布と経路による従属性があげられる。本論文ではすべての端末が互いに独立として、端末・回線容量に正規分布を考えたが、実際のマルチキャストでは上流でのパケットの紛失は下流の複数端末に対するパケット損失になる。この従属性はマルチキャストの経路の形状に依存するが、その形状は標準的な形を考えにくい。衛星のような 1 ホップによるマルチキャストは本論文で仮定したお互いに独立な経路を形成すると考えられるが、他方では平衡した N-分木や、すべての端末が物理的には直列に接続されたチェーン型の経路などの極端な場合も考えることができる。いずれも単純な分布でモデルすることはできないように見える。また同時に、端末の分布については、たとえば複数のピークを持つ分布など、現実を考える分布のうち本研究で取り上げなかったものの性能変化を、検討する必要がある。また、分布のモ

デルが実際の環境で妥当なものであるかどうかの検証は、実用ネットワークでの大規模な測定を行う必要があり、現実にはかなり困難だと思われる。

本研究の発展として、マルチキャストにおけるフロー制御機構に組み込むことが考えられる。本論文では受信端末の分布を既定のものとして仮定しているが、その分布を送信中にパケット損失率を実測しながら推定し、その推定分布に基づいて最適送出速度を計算するというフロー制御機構が考えられる。このときの推定法や推定値の妥当性の検証方法については、今後の研究課題として残されている。

参考文献

- 1) Miller, K.: StarBurst Multicast File Transfer Protocol (MFTP) Specification, IETF Draft. <draft-miller-mftp-spec-02.txt> (1999).
- 2) Lin, J.C. and Paul S.: RMTP: A Reliable Multicast Transport Protocol, *Proc. IEEE Infocom 96*, pp.1414-1424 (Apr. 1996).
- 3) Floyd, S., Jacobson, V., Liu, C., McCanne, S. and Zhang, L.: A Reliable Multicast Framework for Light-weight Sessions and Application Level Framing, *Proc. ACM SIGCOMM '95* (1995).
- 4) 山内長承, 城下輝治, 佐野哲央, 高橋 修: 高信頼同報バルク転送機構, *情報処理学会論文誌*, Vol.39, No.6, pp.2009-2019 (1998).
- 5) Shiroshita, T., Sano, T., Takahashi, O. and Yamanouchi, N.: Reliable Multicast Transport Protocol Version 2, IETF Internet Draft. <draft-shiroshita-rmtpv2-spec-00.txt> (Sep. 1997).
- 6) Shiroshita, T., Sano, T., Takahashi, O., Yamashita, M., Yamanouchi, N. and Kushida, T.: Performance evaluation of reliable multicast transport protocol for large-scale delivery, *Proc. IFIP PfHSN* (Oct. 1996).
- 7) Farinacci, D., Lin, S., Tweedly, A. and Vicisano, L.: PGM Reliable Transport Protocol Specification, IETF Draft. <draft-speakman-pgm-spec-03.txt> (1999).

(平成 11 年 3 月 15 日受付)

(平成 11 年 10 月 7 日採録)



山内 長承 (正会員)

昭和 28 年生。昭和 50 年東京大学工学部電子工学科卒業。昭和 58 年同大学院情報工学専門課程博士課程中退。昭和 53~59 年スタンフォード大学大学院在学。昭和 59 年日本アイビーエム (株) 入社。現在、東京基礎研究所勤務。東京都立大学工学研究科に客員教授として出向。主として OS、並列プログラムの検証、計算機ネットワークの応用の研究開発に従事。工学博士。ACM, IEEE, 日本ソフトウェア科学会各会員。



佐野 哲央

平成 6 年大阪大学基礎工学研究科情報工学分野博士課程前期修了。同年日本電信電話 (株) 入社、以来情報通信研究所および情報流通プラットフォーム研究所にて高信頼マルチキャストプロトコルの研究・開発に従事。平成 11 年 8 月より日本テレマティーク (株) に出向中。



城下 輝治

1984 年京都大学工学研究科数理工学専攻修士課程修了。同年日本電信電話公社入社。現在 NTT 情報流通プラットフォーム研究所勤務。主としてマルチメディア通信サービスと通信プロトコルの研究開発に従事。電子情報通信学会, ACM 各会員。



高橋 修 (正会員)

1975 年北海道大学大学院工学研究科情報工学専攻修士課程修了。同年日本電信電話公社入社。現在 NTT 移動通信網 (株) マルチメディア研究所勤務。主としてモバイルインターネットサービスと通信プロトコルの研究開発に従事。電子情報通信学会会員。