

## 自己トークンプロトコルによる マルチメディア通信の実現

小山 明夫† 丹野 州宣† 武田 利浩† 野口 正一‡  
†山形大学工学部 ‡日本大学工学部

LAN上に、音声、ビデオ、画像、データといった多種類のメディアを収容しようとするアプローチがある。このようなマルチメディアLANを実現するには、それぞれのトラヒック特性に対応した優先度制御機構が実装できなければならない。

本稿では、自己トークンプロトコルと呼ばれるマルチプル・トークン方式のプロトコルにおいてマルチメディア通信を実現するための方法を提案する。この方法では、同期用及び非同期用に対応した2種類のトークンを用いることにより音声、ビデオ、画像などの高優先の同期データに対して必要帯域と実時間性を保証し、残りの帯域を低優先の非同期データに割り当てる。また、非同期データのチャンネルアクセスに対する公正さ及び非同期データへのプライオリティの与え方などを示し、シミュレーションを用いて検証する。

### 1. はじめに

近年、マイクロプロセッサの低価格化、高速化、高性能化により集中化された大型計算機から分散化された小型計算機に移行する傾向がある。それに伴って、計算機を相互接続する高速なローカル・エリア・ネットワーク(LAN)の必要性が求められている[1]。

一方、ワークステーションやパソコンなどのマルチメディア化に伴って音声・ビデオ・画像・文字データなどのメディアを効率的に転送するLANプロトコルの開発が進められている[2] - [4]。

マルチメディアLANを実現するには、高速化のみならず各メディアのトラヒック特性に対応した優先度制御機構が実装できなければならない。すなわち、音声・ビデオ・画像などのタイムクリティカル性(指定された時間内にデータの転送が完了すること)を持った優先度の高い同期データに対しては必要な帯域幅と実時間性を保証し、残りの帯域幅を文字データなどの優先度の低い非同期データ

に割り当てることなどを考える必要がある。

本稿で述べる自己トークンプロトコル[5]は、リング型のLANにおいてマルチプルトークン方式とレジスタ・インサージョン方式[6]を併用した、データリンク層のメディアアクセス副層に対応したチャンネルアクセス方式である。リング上の各ステーションは、自己トークンと呼ばれる複数のトークンとレジスタ・インサージョン方式のためのレジスタを持つ。

以前提案した自己トークンプロトコルは、プライオリティ送信の機能を利用して同期データの発生するステーションにプライオリティを与えることはできたが、同期及び非同期のトラヒックに対し優先度制御機構が実装されていなかった。

本稿では、自己トークンプロトコルに同期用及び非同期用に対応した2種類のトークンを用いることにより優先度制御機構を実装する方法を提案する。この方法により定められた時間以内で同期データの転送が可能となる

---

Enhanced Self-Token Protocol for High-Speed Multimedia Communications

Akio KOYAMA †, Kuninobu TANNO †, Toshihiro TAKETA † and Syoichi NOGUCHI ‡

† Department of Engineering, Yamagata University

‡ Department of Engineering, Nihon University

ことを示し、その有効性をシミュレーションを用いて検証する。また、非同期データへのプライオリティの与え方やチャンネルアクセスに対する公正さについて考察する。

## 2. 自己トークンプロトコル

自己トークンプロトコルでは、マルチプル・トークン方式をサポートするために、各ステーションに「自己トークン」と呼ばれる固有のトークンを割当てる。ここで、ステーションが保持している自己トークンの状態をフリー、送信されたパケットの先頭に付けられた自己トークンの状態をビジーと呼ぶことにする。各ステーションは、自己トークンがフリーであれば、いつでも送信を開始できる。ただし、ステーションを通過中のパケットがあれば、そのパケットが通過してから送信を始める。すなわち、ステーションプライオリティ方式となる。しかし、これでは、パケットを送信（またはリピート）した先のステーションが送信中であった場合、パケットの衝突を起す。そこで、送信中に到着した受信パケットを一時的に蓄える受信レジスタを用意する。自己トークン数が $n$ 個であればこの受信レジスタは送信中に到着したパケットだけを蓄えればよいので、レジスタ長は $n \times$ パケット長の最大値となる。また、送信を待つ

パケットのための送信レジスタ、自己トークンを保持するための自己トークンレジスタ、これらのレジスタの切替を行うスイッチも用意する。すると、ステーションの構成は、図1のようになる。図示のステーションの動作をスイッチの切替条件で説明すると、次のようになる。

- (1) 受信レジスタ・送信レジスタが共に空き、
- (2) 受信レジスタにパケットがあり、送信レジスタが空きもしくは自己トークンがビジー、
- (3) 自己トークンがフリーで、送信レジスタにパケットがある、
- (4) (3) で自己トークンが送られたのに続いて、送信レジスタからデータの送信が行われ、(3) と (4) の操作で新しいパケットが作られる。

ここで、自己トークンがフリーかビジーかは、自己トークンレジスタが空きか否かを調べることによって判定される。また、パケットを取り除く責任のあるステーションは、送信ステーション自身である。各ステーションは、リングの上位に位置するステーションからリピートされてきたパケットの自己トークンが自ステーションのものであるかどうかをチェックし、もし自分が送信したパケットであれば、パケットをリングから取り除く。そのために、各ステーションにおいては、自己トークン（実際には15バイトのヘッダフィールド）のチェックのための遅延を生じることになる。

## 3. パケットフォーマット

図2は、自己トークン方式のパケットフォーマットである。このフォーマットは、PCFs（スタート・フィジカル・コントロール・フィールド）を除いては、トークンリング方式（IEEE 802.5）のフォーマットと同じである。また、トークンリング方式と同様にパケット長に上限を設ける。こ

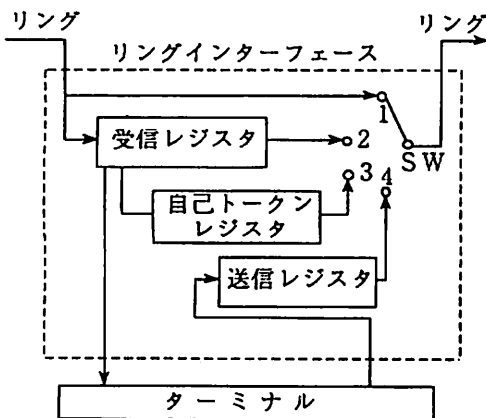


図1 ステーションの構成

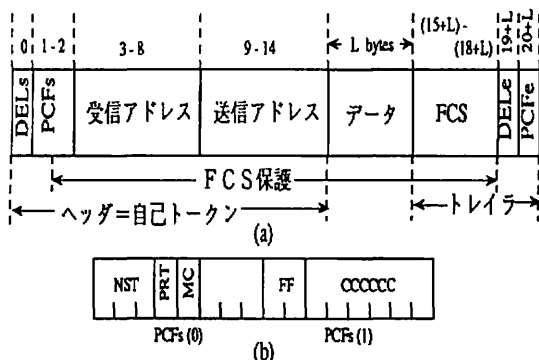


図2 パケットフォーマット  
(a) パケット全体 (b) PCFs フィールド

れによって、ステーションの受信レジスタ長を有限にする。なぜなら、各ステーションが送信する間に到着するパケットを蓄えるための受信レジスタであるから、パケット長に上限を設ければ、受信レジスタ長も有限となる。また、プライオリティ送信のための自己トークン番号を入れるフィールドとしてNSTを、また、自己トークンのエラー検出と回復を行なうのに送信アドレスのパリティビットとしてPRT、モニタカウントとしてMCを設る。

#### 4. マルチメディア通信への対応

##### 4.1 優先度制御機構の実装方法

自己トークンプロトコルをマルチメディア通信に対応させるには、リング上の負荷がどのような場合であっても、音声や画像のような同期データを優先的に送り、非同期データは、同期データによって使われていない帯域幅を利用しなければならない。その方法として同期用のデータにはステーションプライオリティ用のトークンを割り当て、非同期用のデータにはリングプライオリティ用のトークンを割り当てることを考える。これをモデル化すると図3のようになる。ここでステーションプライオリティとリングプライオリティの定義をしておく。

##### ステーションプライオリティ：

送信データの存在するステーションは、自己トークンを保持しかつ受信レジスタでデータをリピートしていなければすぐにデータを送信でき、受信レジスタでデータをリピートしているならそのデータの終わりまで待っているからデータを送信することができる。

##### リングプライオリティ：

送信データの存在するステーションは、自己トークンを保持しかつ受信レジスタが空いている時のみデータを送信することができる。

上記の方法により同期データは、自己トークンを保持していればステーションがデータをリピート中でない時またはリピートを終了したら即座（最大1パケット分の遅延）にデータを送信できるので帯域幅を優先的に利用できる。それに対し非同期データは、自己トークンを保持していても受信レジスタが空かない限り送信できない。例えば、同期データを送信している間に受信レジスタに到着したデータがあると受信レジスタは空でなくなるので非同期データの送信はできなくなる。受信レジスタを空くようにするには、リング上の空きスペースで受信レジスタをクリアするか、同期データが1周して戻ってきて、送信パケットをリングから取り除く時のスパー

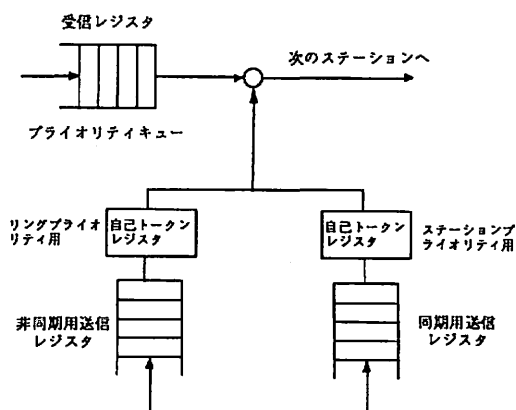


図3 マルチメディア通信に対応したステーションのモデル

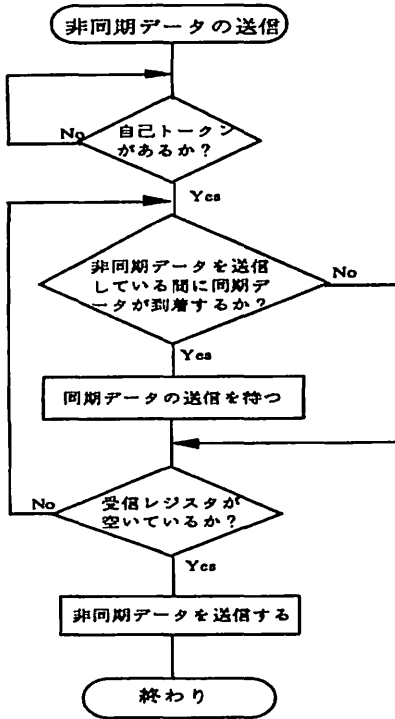


図4 非同期データの送信アルゴリズム

スによって受信レジスタをクリアするかのどちらかである。すなわち非同期データは、同期データで使われない帯域幅を利用することになる。ただここで一つだけ問題となることがある。それは、非同期データを送信している間に同期データが到着した場合である。この場合、非同期データが同期データの送信を妨害することになる。さらに、非同期データを送信している間に受信レジスタに到着した同期データは、そのステーションで非同期データと同期データの送信時間だけ待たされてしまうため同期データの実時間性が悪くなる。これを回避するには、非同期データを送信している時に同期データが到着することが自明の時は(同一ステーションなので自明である可能性が高い)、たとえ受信レジスタが空いていても非同期データの送信は行わず、同期データを送信したその後に非同期データの送信を行うようにする。非同期データの送信ア

ルゴリズムのフローチャートを図4に示す。

送信されたパケットは、リング上を1周する間に各ステーションの受信レジスタにおいてリピート遅延が発生する。この時受信レジスタをFIFO (First In First Out) キューで構成すると、受信レジスタ内の同期データは前にある受信レジスタ内の非同期データを追い抜くことができない。そこで受信レジスタをプライオリティキュー(同期データが非同期データより優先される)で構成することによりこのことが可能となり、同期データの実時間性をさらに良いものとする。

#### 4.2 同期データの実時間性の保証

同期データの実時間性を保証するために次の2つの式を導くが、パラメータとして以下のものを用いる。

N:ステーション数,

H:ヘッダ+トレイラー長,

Lsymax:同期データの最大長,

Lsy:同期データの平均長,

Lasymax:非同期データの最大長,

Lasy:非同期データの平均長,

C:伝送速度,

h:送受信アドレス解読遅延,

$\tau$ :ケーブル遅延

ここで各ステーションは、ステーションプライオリティ用のトークンを1個、リングプライオリティ用のトークンを1個所有しているものとする。

まず最初に、ステーションプライオリティ用(同期用)トークンの最大待ち時間Rmaxを求めると、

$$R_{max} = 1.5 \cdot N (H + \max(L_{symax}, L_{asymax})) / C + N h + \tau \quad (1)$$

となる。

式(1)の第1項はリングを1周する間の最大リピート遅延及び最大送信待ち時間、第2項は1周する間の送受信アドレス解読遅延、第3項は1周する間のケーブル遅延である。

(N) : ステーションNの同期データ  
 N : ステーションNの非同期データ

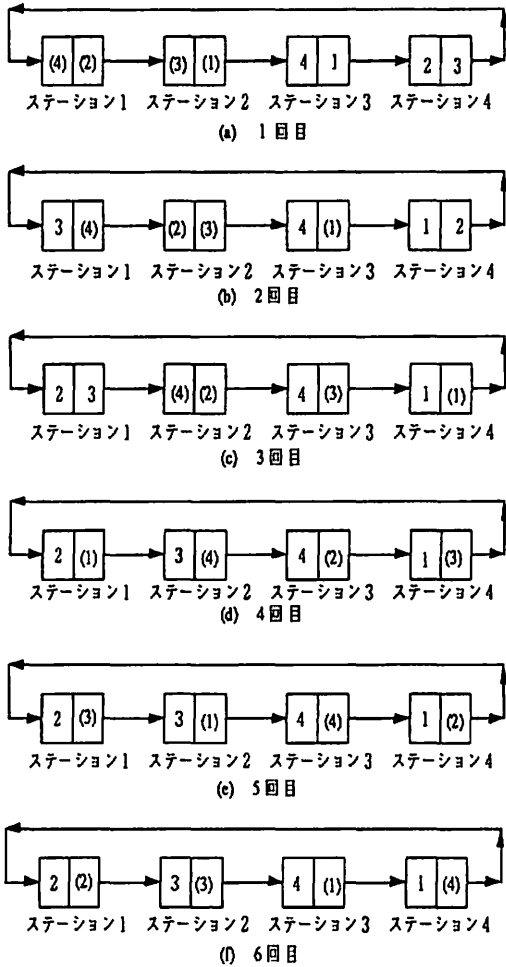


図5 同期データに最大リピート遅延が発生する場合

式(1)の第1項である最大リピート遅延及び最大送信待ち時間の求め方について説明する。最大リピート遅延が発生するのは、非同期データの送信が行われその時受信レジスタにリピートデータが到着し、さらに非同期データが戻ってくる前に同期データの送信が行われ、その時受信レジスタにデータが到着した場合である。ただし、非同期データと同

期データは連続して送信されないというのは4.1節の中で述べた。この状態において各ステーションでの最大リピート遅延は最大パケット長を  $P_{max}$  とすると  $2 \cdot P_{max} / C$  となる。図5はこの状態を図示したものである。この図では、ステーションの数が4つの場合について示している。各ステーション上にある長方形の箱が受信レジスタでのリピート遅延を表わしていて、各ステーションとも  $2 \cdot P_{max} / C$  のリピート遅延が発生しているものとする。同期データのパケットが1周する時、最大リピート遅延が発生するのはここまで説明したように、各ステーションの受信レジスタにおいて  $2 \cdot P_{max} / C$  のリピート遅延が発生して、さらにあるステーションから送信された同期データの前に他のステーションから送信された同期データが連続的に並んだ場合である。受信レジスタの中で非同期データが同期データの前にあると受信レジスタがプライオリティキューで構成されていることから同期データは非同期データを追い抜くことができる。しかし同期データの前に同期データが連続していると前の同期データを追い抜くことができない。たとえば、図5の(a)においてステーション4から送信された同期データ(4)は、前方にステーション1、3、2によって送信された同期データが連続的に存在しているので前方にあるデータを追い抜くことができない。すなわち図5の(a)から(d)までは、ステーション4から送信された同期データは最悪の場合  $4 \cdot P_{max} / C$  のリピート遅延が発生すると考えられる。また図5の(e)になるとステーション3の受信レジスタには、ステーション4から送信された非同期のパケットがあるのでステーション4から送信された同期パケットは受信レジスタがプライオリティキューで構成されているため追い抜くことができる。すなわち最悪でも  $P_{max} / C$  のリピート遅延となる。図5の(f)ではステーション4から送信された同期データは送信ステーション

に戻り、リングから取り除かれる。したがって、ステーション4から送信された同期データの最大リピート遅延は、

$$4 \cdot P_{\max} / C + P_{\max} / C \\ = 5 \cdot P_{\max} / C$$

となる。

次に最大送信待ち時間を求める。これは同期データを送信する時に、リピート中のパケットを待っている最大時間なので  $P_{\max} / C$  となる。したがってステーション数が4つの場合における最大リピート遅延と最大送信待ち時間の合計は、

$$5 \cdot P_{\max} / C + P_{\max} / C \\ = 6 \cdot P_{\max} / C$$

となる。

一般的には、 $N$ ステーションあれば最大リピート遅延と最大送信待ち時間は、

$$N \cdot P_{\max} / C + (N / 2 - 1) \cdot P_{\max} / C \\ + P_{\max} / C = 1.5 \cdot N \cdot P_{\max} / C$$

となる。これは式(1)における第1項に相当するものである。

式(1)より最悪でも  $R_{\max}$  時間で同期用のトークンが戻ってくることが保証される。

ステーションにトークンが存在していると仮定した場合、同期データが受信ステーションに伝達されるまでの平均伝達時間  $T_{\text{avg}}$  は、

$$T_{\text{avg}} = 1.5 \cdot N / 2 (H + \max(L_{\text{sy}}, L_{\text{asy}})) / 2C + \\ (H + L_{\text{sy}}) / 2C + (N - 1) h / 2 + \tau / 2 \quad (2)$$

となる。

式(2)の第1項は受信ステーションまでの平均リピート遅延及び平均送信待ち時間、第2項は同期データの送信時間、第3項は受信ステーションまでの送受信アドレスの平均解読遅延、第4項は受信ステーションまでの平均ケーブル遅延である。

以上のことをまとめると、同期データは、各ステーションにおける同期間隔が  $R_{\max}$  以上であれば平均  $T_{\text{avg}}$  で伝送されることが保証される。

## 5. 非同期データへのプライオリティの与え方

同期データを非同期データより優先的に送信する方法に関しては4節の中で述べた。本節では、マルチメディアLANにおいて、特定のステーションの非同期データを優先的に送信させる方法について述べる。ファイルサーバとなっているステーションなどは他のステーションと比較して多くの非同期データを送らなければならない。この方法はこのようなステーションのために適用する。

本方式は、各ステーションに割り当てられるリングプライオリティ用の自己トークンの数で非同期データにプライオリティを与えることができる。プライオリティ送信のために用意された  $NST$  の3ビットによって0~7レベル、8段階のプライオリティレベルを設定できる。つまり、通常のステーションには、最低のプライオリティレベル0を割当て、自己トークンを一つだけ与える。一方、より高速な送信を要求するステーションには、より高いプライオリティレベル  $p$  を割当て、 $(p + 1)$  個の自己トークンを与える。これにより、より高速な送信を必要とするステーションは、通常のステーションよりも短い平均伝達時間で送信ができる。

## 6. シミュレーション

リングの諸条件を次のように仮定する。

- (1) 同期パケットの長さは固定長とする、
- (2) 非同期パケットの長さは上限が平均データ長  $\times 4$  である指数分布とする、
- (3) 同期パケットの到着は一定間隔とする、
- (4) 非同期パケットの到着間隔はポアソン分布とする、
- (5) 送信ステーションに対して受信ステーションはリング上に一様に分布する、
- (6) 全てのステーションでこれらの条件が全て等しい均一システムである (一部のプライオリティ送信のシミュレーション

を除く)。

### 6. 1 同期データの実時間性の検証

4節で求めた2つの式の有効性をシミュレーションを用いて示す。

例えば、

$$\begin{aligned}
 &H=21 \text{ [Byte] , } L_{s\text{max}}=250 \text{ [Byte] ,} \\
 &L_{s\text{max}}=1000 \text{ [Byte] , } L_{s\text{y}}=250 \text{ [Byte] ,} \\
 &L_{s\text{y}}=250 \text{ [Byte] , } N=32, C=1000 \text{ [Mbps] ,} \\
 &h=0.12 \text{ [}\mu\text{s] , } \tau=50 \text{ [}\mu\text{s] とすると} \\
 &R_{\text{max}} = 1.5 \cdot 32 \cdot (21+1000) \cdot 8/1000 + 32 \cdot 0.12 \\
 &\quad + 50 \\
 &\quad = 445.904 \text{ [}\mu\text{s]} \\
 &T_{\text{avg}} = 1.5 \cdot 32/2 \cdot (21+250) \cdot 8/ (2 \cdot 1000) + \\
 &\quad (21+250) \cdot 8/ (2 \cdot 1000) + (32-1) \cdot 0.12/2 + 50/2 \\
 &\quad = 53.96 \text{ [}\mu\text{s]}
 \end{aligned}$$

となる。

したがって、この例では、各ステーションの同期間隔が445.904 [μs] 以上であれば平均して53.96 [μs] でデータを伝送できる。

シミュレーションでは図6に示すように同期データの同期間隔を300 μs, 400 μs, 800 μs の場合のスループットと平均伝達時間の特

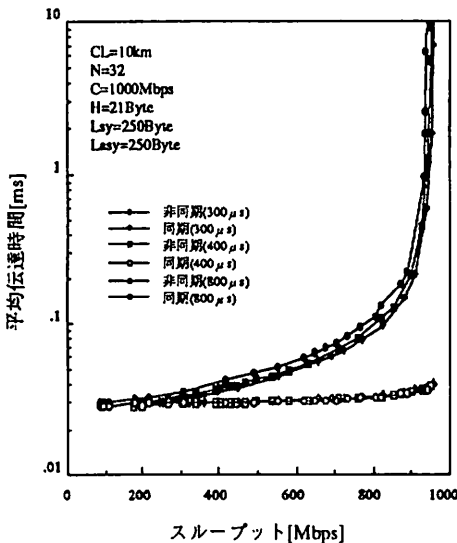


図6 各同期間隔ごとのスループットと平均伝達時間の特性

性を求めている。同期間隔が400 μsの時の平均伝達時間の最大値は39 μsとなった。さらに同期間隔の短い300 μsの時も平均伝達時間の最大値は40 μsであった。これは上記の例を満足しているものである。

### 6. 2 非同期データの公正さ及びプライオリティ

図7は、同期、非同期のデータが混在したシステムにおいて、非同期データのチャンネルアクセスに対する公正さについての特性である。この図では32ステーションの内3ステーションおきの計8ステーションの特性を抽出している。各ステーションともほぼ同じスループット-平均伝達時間特性を示している。このことより各ステーションとも公正にチャンネルアクセスを行っているということがわかる。

図8は、同期、非同期が混在した状態での非同期データのプライオリティ送信の特性を示している。この図では32ステーションの内3ステーションおきに非同期用(リングプライオリティ)のトークンを2個割り付け、その他のステーションには1個割り付けた場

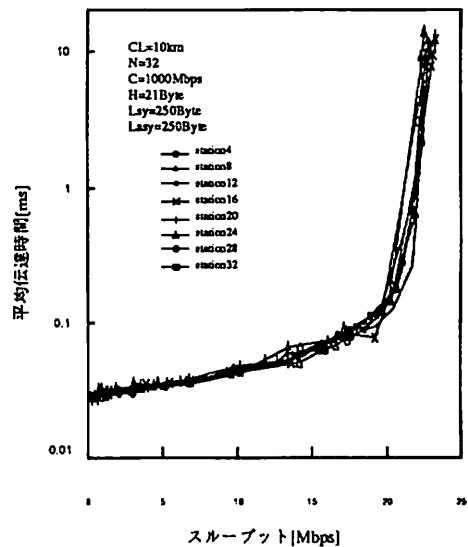


図7 非同期データの公正さ

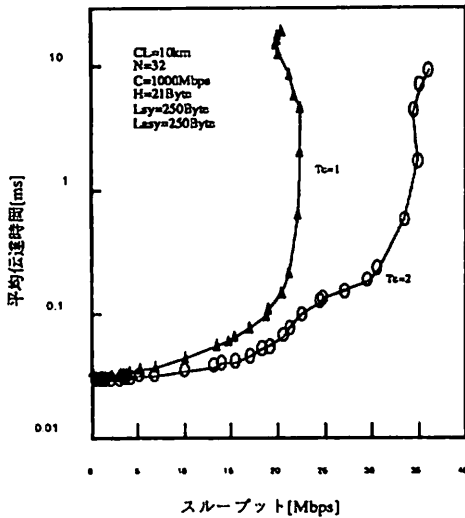


図8 非同期データのプライオリティ送信

合の特性である。この図よりトークンを2個割り付けたステーションの方が1個割り付けたステーションより低遅延で高スループットを示していることがわかる。このことより5節で説明したようにプライオリティ送信を行うには、非同期用のトークンを他のステーションより多く割り付けることにより達成可能であることが検証された。

## 7. むすび

以上、自己トークンプロトコルでマルチメディア通信を実現する方法として、

- (1) ステーションプライオリティ用のトークンを同期データに割り付けることにより帯域幅と実時間性を保証した通信が可能となる。
- (2) リングプライオリティ用のトークンを非同期データに割り付けることにより同期データで使われていない帯域幅を利用する。
- (3) 非同期データが同期データの送信を妨害しないような送信アルゴリズムと受信レジスタにプライオリティキューを導入することにより実時間性を改善した。

などについて述べ、その結果をシミュレーションによって検証した。

また、非同期データへのプライオリティの与え方やトラヒックの均一なシステムにおける非同期データの公正さについてシミュレーションを用いて検証した。

今後は、同期トラヒックにふくそうが発生した場合の対処法や本方式とタイムトークンプロトコルとの比較などを行いたい。

## <謝辞>

本研究の一部は、平成6年度文部省科学研究補助金(奨励研究(B))より助成を受けて行われている。

## [参考文献]

- [1] B.W.Abeysundara,A.E.Kamal,"High-Speed Local Area Networks and Their Performance : A Survey", A CM Computer Surveys,Vol.23,No.2,pp221-264,1991.
- [2] C.Bisdikian,A.N.Tantawy,"A Mechanism for Implementing Preemptive Priorities in DQDB Subnetworks",IEEE Trans. on Communi.,Vol.42,No.2/3/4,pp.834-839,1994.
- [3] 厚井,妹尾,高田,井手口,石坂,"LANにおけるタイムクリティカル通信プロトコルの提案と評価",電子情報通信学会論文誌B-I,Vol.J76-B-I,No.11,pp.882-891,1993.
- [4] K.C.Sevcik,M.J.Johnson,"Cycle Time Properties of the FDDI Token Ring Protocol",IEEE Trans. Softw.,Vol.SE-13,No.3,pp.376-385,1987.
- [5] 丹野,武田,小山,野口,"自己トークンプロトコルとその性能評価",情報処理学会「マルチメディア通信と分散処理ワークショップ」論文集,Vol.93,No.2,pp.223-230,1993.
- [6] D.E.Huber,W.Steinlin,P.J.Wild,"SILK : An Implementaion of a Buffer Insertion Ring",IEEE J. Sel.Areas Communi.,Vol.SAC-1,No.5,pp.766-774,Nov.1983.