

高速 LAN のための適応型リングプライオリティ 自己トークンプロトコル

小山 明夫[†] 丹野 州宣[†] 野口 正一^{††}

自己トークンプロトコルは、マルチトークン方式とバッファインサージョン方式を併用することによりバンド幅の効率的な利用とリングアクセスに対する公平性をあわせ持った高速リング型 LAN 用プロトコルである。本プロトコルは、FDDI プロトコルよりスループット対平均伝達時間特性が優れていることがすでに明らかにされている。本稿では、筆者等が従来提案していたステーションプライオリティ自己トークンプロトコルを改良し、転送パケットを受信ステーションで取り除き、伝送媒体のより効果的な空間の再利用を行うことによりスループットを従来方式の約 2 倍に改善する適応型リングプライオリティ自己トークンプロトコルについて述べる。一般に受信ステーションでパケットを取り除くとチャネルアクセスに対する不公平性やスタベーションが発生する。本稿では、リングプライオリティ式の場合でも、適切な数の自己トークンの動的制御を行うことにより、高いスループットを維持しつつ公平性を保つための方式を提案する。さらに、本プロトコルでマルチメディア通信を実現するための方法を提案し、その有効性をシミュレーションによって検証する。

An Adaptive Ring Priority Self-Token Protocol for High-Speed LANs

AKIO KOYAMA,[†] KUNINOBU TANNO[†] and SYOICHI NOGUCHI^{††}

The station priority self-token protocol has been studied as a high-speed ring LAN protocol which realizes efficient utilization of bandwidth and fair access to ring by combining both the multiple-token method and the register insertion method. Those studies already showed that the protocol was better throughput versus mean transfer delay characteristics than the FDDI protocol. In this paper, we address the self-token protocol in case of ring priority instead of station priority. The new protocol has more complex control mechanisms, but gets more throughput about twice than the previous one. Such high throughput is obtained by removing packets at destination stations and controlling spatial reuse of transmission medium effectively. In general, however, removal of packets at destination stations causes unfair access to ring or "starvation". This paper shows a control method to get high throughput and to maintain fairness by adaptive and dynamic allocation of the number of self-tokens. Finally, the paper proposes a method to realize multimedia (synchronous and asynchronous) communications on this protocol, and testifies its effectiveness via simulation.

1. はじめに

近年、ワークステーションやパソコンなどの高速化・高性能化・マルチメディア化にともなって、それらを相互に接続するローカル・エリア・ネットワーク (LAN) の世界でも高速化・マルチメディア化が求められている。このような高速マルチメディア LAN に要求されることは、最小限の遅延で大量のデータを転送することである。そのためには、伝送媒体のデータ転送速度

の向上だけでなく効率的なチャネルアクセスプロトコルの開発が重要となる^{1),2)}。

このような要求を実現するために、100 Mbps の LAN プロトコルとして FDDI が標準化された³⁾。しかし、今後さらに増加すると考えられるマルチメディアトラフィックに対して、100 Mbps の転送速度では不十分であり、数 Gbps の転送速度を持つ高速 LAN の開発が望まれている⁴⁾。

筆者らは、「自己トークンプロトコル」と呼ばれる新しい高速リング LAN プロトコルの研究開発を行ってきた⁵⁾。その結果、FDDI に比べて低遅延・高スループットなチャネルアクセスを提供しつつ、公平さも保てることを明らかにした。この自己トークンプロトコ

[†] 山形大学工学部

Faculty of Engineering, Yamagata University

^{††} 日本大学工学部

Faculty of Engineering, Nihon University

ルでは基本的にステーションプライオリティ式とリングプライオリティ式の2方式が考えられるが、今まではチャンネルアクセス機構を簡素化できしかも容易にチャンネルアクセスの公平さを実現できるステーションプライオリティ式の研究に重点をおいてきた。しかし、ステーションプライオリティ式では、インサージョンバッファの大きさが無限長になるのを防ぐため、リング上に送出されたパケットはそれを送出した送信ステーション自身で取り除く必要があった。したがって、帯域幅の共有（伝送媒体の空間再利用）を十分に果たせなかった。

本稿では、チャンネルアクセス機構は複雑になるが、スループット対平均伝達時間特性（スループット特性）が良くなる適応型リングプライオリティ自己トークンプロトコルについて報告する。リングプライオリティ式では転送パケットを受信ステーションで取り除くことができるので（受信ステーションでパケットを取り除いてもインサージョンバッファ長を有限にできる）、より効果的な空間の再利用を実現でき、リングのスループットをステーションプライオリティ式の約2倍に高めることが可能となる。しかし、一般に受信ステーションでパケットを取り除くと、チャンネルアクセスに対する不公平性が発生する。本稿では、リングプライオリティ式の場合でも適切な自己トークンの動的制御を行うことにより、高いスループットを維持しつつ公平性を保つことのできるラウンド方式とタイマ方式と呼ばれる2方式を提案する。ラウンド方式は、各ステーション間でデータ転送の同期をとるためにラウンドという周期を導入することにより公平性を維持する方式である。一方、タイマ方式は、リングのトラヒックの変化に適応して自己トークンの数を動的に変更することにより公平性を維持するトークン数制御機構を備えた方式である。シミュレーションによりこの2方式と高速リング LAN プロトコルとしてしばしば文献で参照される MetaRing 方式^{9),10)}を比較した結果から、タイマ方式を導入することにより公平性とスループット特性の双方を満足する高速 LAN を構成できることを示す。さらに、近年コンピュータのマルチメディア化にともなって急速に増加してきたマルチメディアトラヒックに対して、優先制御や帯域予約を実現する方法を提案し、その有効性をシミュレーションによって検証する。

本論文の構成は次のようになる。2章でリングプライオリティ自己トークンプロトコルの基本動作について述べる。3章では、本プロトコルのスループット特性や公平さの特性をシミュレーションによって求め、

FDDI プロトコルやバッファインサージョンプロトコル⁶⁾と比較する。4章ではリングプライオリティ自己トークンプロトコルを拡張し、トラヒックの変化に適応して自己トークンの動的制御を行うことにより、高いスループットを維持しつつ公平性を保つラウンド方式とタイマ方式について述べる。5章ではさらにマルチメディア通信を実現するための方法について述べる。6章は本論文のむすびである。

なお、以下、リングプライオリティ自己トークンプロトコルを単に自己トークンプロトコルと記述する。

2. 自己トークンプロトコルの基本動作

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1個ないし複数個割り当てる。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。各ステーションは、自己トークンがフリーでインサージョンバッファが空いていれば、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、リングプライオリティ式となる⁷⁾。また、送信中に到着したリピートパケットを一時的に蓄えるインサージョンバッファを用意する。インサージョンバッファは、送信パケット1個分の長さのものを用意すればよいので、その長さは最大パケット長に等しい。また、送信を待つパケットのための送信バッファ（同期用と非同期用）、受信パケットを格納するための受信バッファ、自己トークンを保持するための自己トークンバッファ（同期用と非同期用）、これらのバッファ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。

SW1：インサージョンバッファが空きで、かつ送信状態が整っていない場合（自己トークンがすべてビジーか送信バッファが空き）。

SW2：インサージョンバッファにパケットがある場合。

SW3：通過中のパケットがなく、さらにインサージョンバッファが空きで送信状態が整っている場合（自己トークンが少なくとも1つあり、送信バッファにパケットがある）。

SW4：SW3で自己トークンが送られたのに続いて、送信バッファからデータの送信が行われ、SW3と

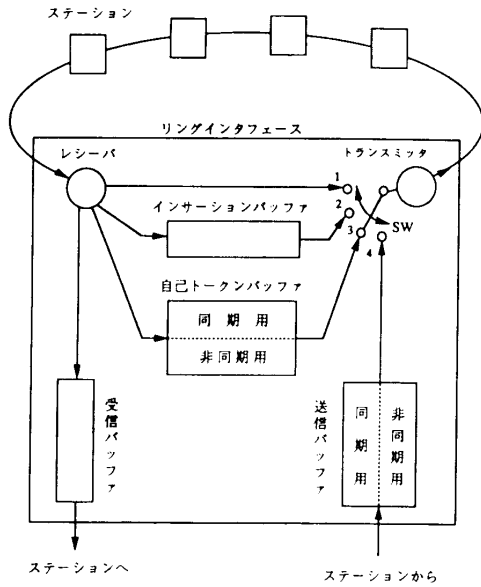


図1 ステーション構成

Fig. 1 Structure of a station.

SW4の操作で新しいパケットが作られる。

ここで、少なくとも1つのフリーの自己トークンがあるか、あるいはすべての自己トークンがビジーかは、自己トークンバッファが空きか否かを調べることによって判定される。

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が自分宛のものか、あるいは自ステーションが送信した自己トークンであるかをレシーバで解読する。もし、自ステーション宛のパケットであれば、データ部分を受信バッファに格納し、リングから取り除く。ただし、パケットの中の自己トークンの部分は送信ステーションに戻すため、下位のステーションにリピートする。受信ステーションでパケットを取り除くことは、帯域幅を再利用することになり、リングのスループットを飛躍的に増加させることとなる。また、自ステーションが送信した自己トークンであれば、それをビジートークンからフリートークンに変えて自己トークンバッファに格納する。そのために、各ステーションにおいては、自己トークンのアドレス解読のための遅延が生じることになる。

3. 性能評価

自己トークンプロトコルの性能評価をシミュレーションを用いて行う。性能評価の尺度としては一般的に使用されているスループットと平均伝達時間の関係を用いる。ここで、平均伝達時間(応答時間)とは、送信ステーションでのパケット発生から待ち時間を経て

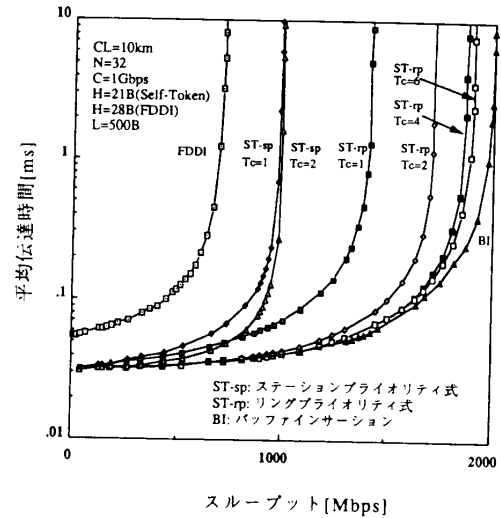


図2 自己トークン、バッファインサージョン、FDDIプロトコルの比較

Fig. 2 Comparisons between self-token, buffer-insertion and FDDI protocols.

送信され、受信ステーションでの受信が終わるまでの時間の平均である。スループットとは、1秒間にリング上を流れたパケットに含まれる合計ビット数である。

また、リングの諸条件を次のように仮定する。

- (1) 送信パケット長は、指数分布とする。
- (2) 送信パケットの到着は、ポアソン分布とする。
- (3) 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。
- (4) リングには等間隔に32台のステーションが接続されている。
- (5) リングの全長は10kmとする。
- (6) 転送速度は1Gbpsとする。

次の諸量がモデルに与えられるパラメータである。

- C : リングの伝送速度,
- N : ステーション数,
- H : ヘッダとトレイラ長,
- L : 平均データ長 ($H + L$: パケット長),
- T_c : 自己トークン数.

3.1 スループット特性

図2は、データ長を500バイトとしたときのFDDI、従来のステーションプライオリティ自己トークン(ST-sp)、リングプライオリティ自己トークン(ST-rp)およびバッファインサージョンプロトコル(BI)のスループット特性である。図示のように、本プロトコルはFDDIや従来型の自己トークンプロトコルより優れた特性を示しているが、バッファインサージョンプロトコルには劣ることが分かる。これは、本プロトコルがバッファインサージョンプロトコルに対して公平

性を持たせるために、自己トークンによってパケットの送信を抑制しているためである。また本プロトコルは、各ステーションに割り当てる自己トークンの数を 1, 2, 4, 6 個と増やすことによって特性が良くなっていることが分かる。これは割り当てるトークン数が増えれば、ステーションから転送されるパケットの平均トークン待ち時間が短くなるので、単位時間に送ることのできるパケット数が増加するためである。しかし、トークン数が 4, 6 個と増加するとスループットが次第に飽和状態に近づくため、その特性は互いに接近したものとなる。これは自己トークンが増加すると、自己トークンがパケットを送出するのに使用されずに、ステーション内の自己トークンバッファにとどまっている割合が増加するためである。したがって、未使用で余分な自己トークンを極力少なくし、しかも帯域幅を有効に利用してスループットをできるだけ大きくするには、この場合各ステーションに 6 個程度の自己トークンを割り当てればよいと考えられる。

次にパケット長に対するスループット特性について述べるが、筆者らはすでに自己トークン数を 1 個とした場合のスループット特性の近似解析を行い、スループット S と平均伝達時間 W は、それぞれ式 (1) と式 (2) で与えられることを示した⁸⁾。

$$S = \lambda_t N (H + L) \quad (1)$$

$$W = W_{tc} + W_t + E[T] + (N/2 - 1)W_{rs} + hN/2 + \tau/2 \quad (2)$$

ただし、

λ_t : 各ステーションへのパケット到着率、

W_{tc} : 自己トークンの待ち時間、

W_t : 送信待ち時間、

$E[T]$: 送信時間、

W_{rs} : リピート遅延、

h : 送受信アドレスを解読するのに要する時間、

τ : パケットがケーブルを 1 周するのに要する伝搬遅延時間。

図 3 では、シミュレーション値と近似解析値との比較も含め、パケット長をパラメータとしたときのスループット特性を示す。データ長が 100 バイトではスループットに対する平均伝達時間は約 500 Mbps で急激に増加する。すなわちデータ長が 100 バイトの場合 (パケット長は 121 バイト)、最大スループットは約 560 Mbps となる。データ長を 250 バイトにしてみると、スループットの上限は約 1100 Mbps と大きくなっている。データ長を 1000 バイトにするとさらにスループットが大きくなり、約 1560 Mbps となることが分かる。したがって、データ長を長くすることに

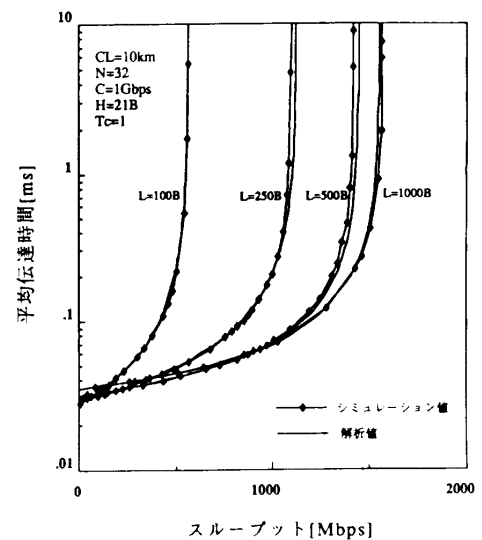


図 3 パケット長をパラメータとしたときのスループット対平均伝達時間特性

Fig. 3 Throughput vs. mean transfer delay characteristics for variable packet lengths.

よってスループットを大きくすることができる。

解析値とシミュレーション値の平均伝達時間を比較すると、スループットが最大スループットに近づくにつれて解析値の方がシミュレーション値より若干小さくなる傾向がある。しかし、その他の場合は、解析値がシミュレーション値を良く近似していることが分かる。したがって、トークン数が 1 個であれば、ステーション数やケーブル長の変化に対し、式 (1) と式 (2) により、スループット特性を知ることができる。

3.2 公平性の評価

ここでは、特別なトラフィック条件のもとでバッファインサージョンプロトコルと自己トークンプロトコルの公平性を評価する⁹⁾。バッファインサージョンプロトコルにおいて、各ステーションはインサージョンバッファが空いたときのみパケットを送信することができる。スループット飽和時を考えると、インサージョンバッファはつねに満たされている状態に近い。したがって、各ステーションがパケットを送信できるのは自ステーション宛のパケットをリングから除去したときに生じる空きでインサージョンバッファをクリアしたときであり、それ以外のときに送信できる確率は非常に小さい。いま、各ステーションから送信されるパケットの宛先は、No.16 以外のステーションに均一に分布しているような特別な場合を考える。この仮定の下では No.16 のステーションは、宛先ステーションには決して選ばれないので、そのインサージョンバッファはつねに満たされた状態に近くなり、リングへのアクセスが極端に制限される状態 (スタベーション) になる。

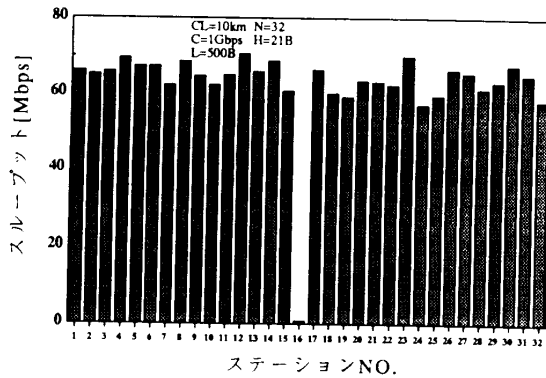


図4 バッファインサージョンプロトコルのスループット特性
Fig. 4 Throughput characteristics of buffer-insertion protocol.

図4に飽和時のバッファインサージョンプロトコルのスループット特性を示す。この図でNo.16のステーションのスループットはほぼ0となり、スタベーションの状態に陥っていることが分かる。

このスタベーションの問題は、自己トークンプロトコルにおいて、割り当てる自己トークンの数を制御することによって改善される。図5(a)はこの仮定の下で、各ステーションに1個の自己トークンを割り当てた場合の飽和時のスループット特性である。この図でNo.16のステーションのスループットは、他のステーションのスループットと同じくらいになり、公平性が保たれていることが分かる。また、全体の最大スループットは図2より1426 Mbpsでバッファインサージョンプロトコルの最大スループット1999 Mbpsより28.7%減少している。

次に各ステーションに割り当てる自己トークンの数を2, 4, 6個にした場合のスループット特性をそれぞれ図5(b), (c), (d)に示す。図よりNo.16のステーションのスループットは、47.06, 28.23, 11.58 Mbpsで全ステーションの平均スループットより12.6, 51.8, 80.6%減少している。また、全体のスループットは、1717, 1873, 1906 Mbpsでバッファインサージョンプロトコルのスループットより14.1, 6.3, 4.7%減少している。

以上より、各ステーションに割り当てる自己トークンの数を少なく(多く)すると公平性は良く(悪く)なるが全体のスループットは減少(増加)することが分かる。すなわち、公平性とスループット特性は各ステーションに割り当てる自己トークン数に関してトレードオフの関係にある。この問題を解決するには、トークン数が増減しても公平性を維持するような何らかの機構を付加する必要がある。

4. 自己トークンプロトコルの拡張

この章では、公平性を維持するための機構としてラウンド方式とタイマ方式を提案し、両者を比較する。

4.1 ラウンド方式

本方式では、各ステーション間のデータ転送の同期をとるためラウンドという周期を導入する。各ステーションは、各ラウンドごとに保有している自己トークン数分のパケットを送ることができる。ただし、そのラウンドで送るデータがない場合は、その通知を全ステーションにブロードキャストする。

ここで、ラウンドの始まりと終わりを以下のように定義する。

〈ラウンドの始まり〉

- ラウンド終了後、最初にパケットを送信したステーションからラウンドを開始する。続いてそのパケットの自己トークン部分がリング上の各ステーションを順々に通過するが、その通過によって各ステーションのラウンドが開始される。

〈ラウンドの終わり〉

- 各ステーションは通過するパケットを監視し、全ステーションが自己トークン数分の送信を完了したかまたはそのラウンドで送るデータがないことを示す通知を受信したとき。

本方式では、各ステーションが1ラウンド中に保有している自己トークン数分のパケットを送ることが保証されるので非常に公平な通信を実現することができるが、リング上のステーション数や各ステーションが保持している自己トークン数をあらかじめ把握しておく必要がある。

4.2 タイマ方式

本方式は、自己トークンがリングを1周する時間がリング上のトラフィックの増(減)に対応して増(減)することに着目し、自己トークンの数を動的に変更するトークン数制御機構を備えた適応制御方式である。具体的に説明すると、各ステーションは自己トークンがリングを1周する時間(T)としきい値(Limit)を比較し、次のようにトークン数を動的に変化させる。

(1) $T > \text{Limit}$ の場合

$$Tc = Tc - 1$$

(2) $T \leq \text{Limit}$ の場合

$$Tc = Tc + 1$$

ただし、 $1 \leq Tc \leq Tc_{\max}$ (Tc_{\max} は、最初に割り当てられた自己トークンの数)

4.3 比較

図6(a)は、3.2節で述べた仮定と同じ条件で通信を

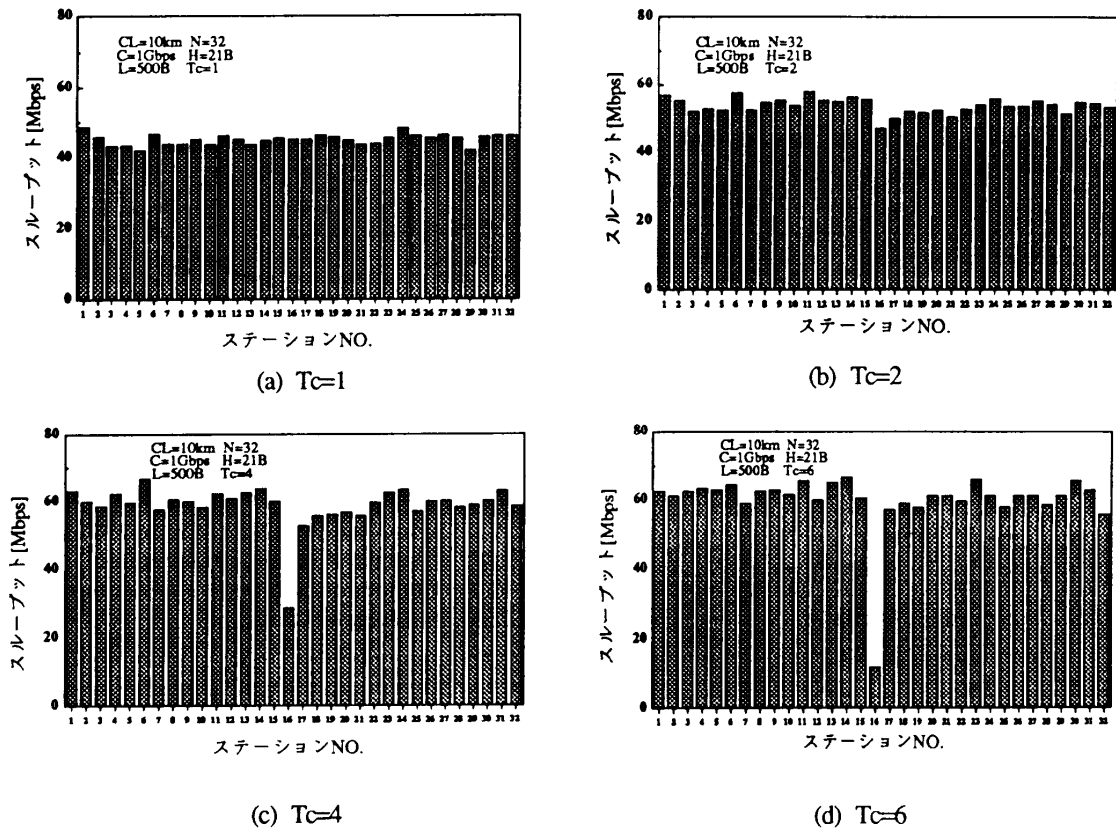


図5 自己トークンプロトコルのスループット特性
Fig. 5 Throughput characteristics of self-token protocol.

行った場合のラウンド方式の公平性の特性図である。ただし、自己トークンの数は6個である。

同図より各ステーションのスループットは、ほぼ同じ値になっている。これは、各ステーションが1ラウンド中に保有している自己トークン数分のパケットを送ることが保証されるためである。したがって、ラウンド方式では、公平な通信が実現できるということが分かる。

図6(b)は、自己トークンを6個割り当てた場合のタイマ方式の公平性の特性図である。また、LIMITの値は以下の式で導かれた値を使用している。

$$\text{LIMIT} = (T_{\min} + T_{\max})/2$$

ただし、

T_{\min} : 各ステーションのインサージョンバッファで遅延がなかったと仮定した場合にトークンがリングを1周する時間、

T_{\max} : 各ステーションのインサージョンバッファで平均パケット長分の遅延が生じたと仮定した場合にトークンがリングを1周する時間。

図6(a)と図6(b)を比較すると、ラウンド方式よりタイマ方式の方が各ステーションのスループットに、より大きいばらつきが観察される。これは、タイマ方

式が各ステーションのトークン数を動的に制御しているため保持するトークン数に若干のアンバランスが発生するためだと考えられる。

図6(c)は高速リングLANプロトコルとしてしばしば文献で参照されるMetaRing方式¹⁰⁾の公平性の特性である。MetaRing方式は本来2重リング用のプロトコルであるが、ここでは1重リング上にインプリメントしシミュレーションを行った。MetaRing方式も若干のばらつきはあるがほぼ公平な特性を示していることが分かる。

図7に、ラウンド方式、タイマ方式、純粋な自己トークン方式およびMetaRing方式のスループット特性を示す。自己トークンの数は6個である。また、MetaRing方式の制御変数は $k=l=6$ としている。ラウンド方式は、他の3方式と比較して平均伝達時間が長くなっている。また、最大スループットが最も小さい。これはラウンドの終了を検出するまでのオーバーヘッドが原因になっていると考えられる。次にMetaRing方式とタイマ方式を比較すると、スループットが1500Mbps位まで両方式とも同じ特性を示すが、最大スループット付近ではタイマ方式の特性が良くなっている。これは、MetaRing方式の場合もラウンドの終

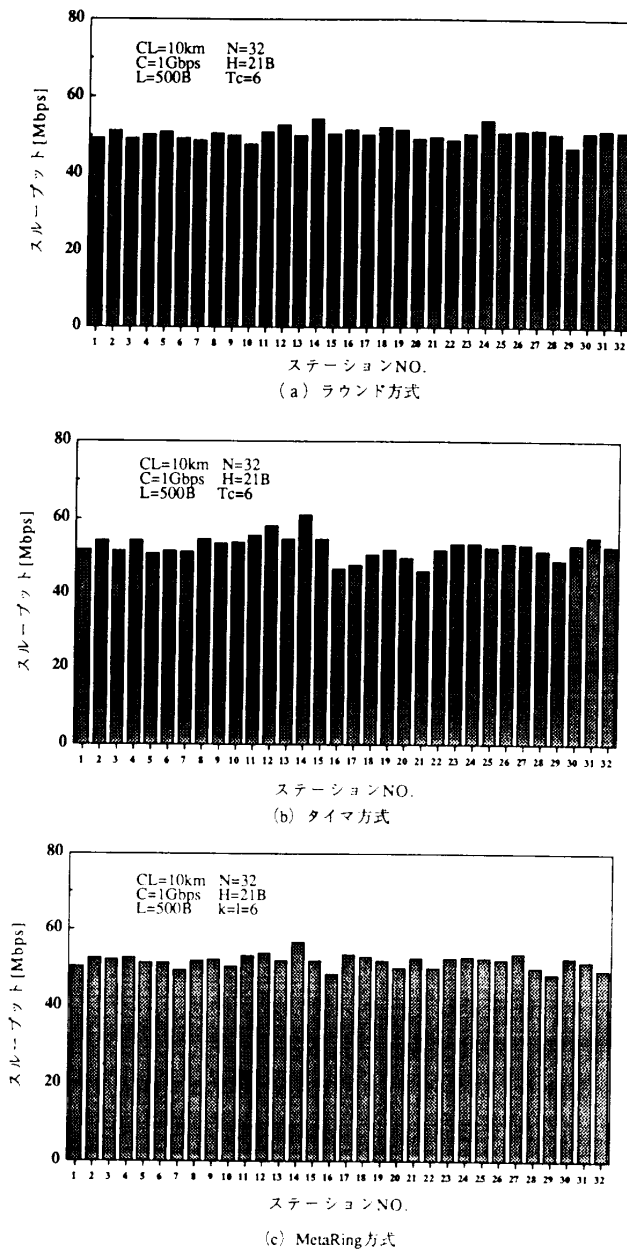


図6 ラウンド方式, タイマ方式, MetaRing方式のスループット特性

Fig. 6 Throughput characteristics of round method, timer method and MetaRing method.

了を検出するまでのオーバーヘッド (SAT がリングを1周する時間) が原因になっていると考えられる。一方, タイマ方式はラウンドという概念がないので, ステーションに自己トークンが存在すればすぐにパケットを送ることができるためである。また, 純粋な自己トークン方式は他の3方式よりスループット特性はよいが公平性に関しては図5(d)からも分かるように非常に悪くなっている。

以上のようにタイマ方式を導入することで, 公平性

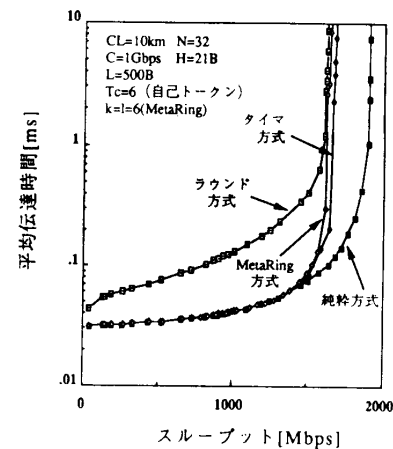


図7 ラウンド方式, タイマ方式, 純粋な自己トークン方式, MetaRing方式のスループット対平均伝達時間特性

Fig. 7 Throughput vs. mean transfer delay characteristics of round method, timer method, pure method and MetaRing method.

とスループット特性の双方を満足する高速 LAN を構成することができる。

5. マルチメディア通信の実現

異なる要求品質からなるマルチメディアトラフィックを扱うには, それぞれのトラフィックに応じた優先制御を行う必要がある。すなわち, 音声, ビデオなどの実時間性を要求される同期データには, 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を考える必要がある。ここでは, ステーション内優先制御とシステム内優先制御の2つに分けて述べる。

また, 実際に使用できる帯域幅は有限なので, すべてのステーションの要求を受け入れてしまうと帯域幅をオーバーしてしまう可能性がある。この問題を避けるためには, 帯域幅の予約機構というものも必要になるがその機構についても述べる。

5.1 ステーション内優先制御

各ステーション内の送信バッファは, 同期データを格納する同期用送信バッファと非同期データを格納する非同期用送信バッファからなる。また, 同期データのためのトークン1個と非同期データのためのトークンを複数個用意する (図1参照)。各ステーションでは同期データを優先してパケットの送信を行う。

5.2 システム内優先制御

システム内優先制御は, 前章で説明したタイマ方式を用いて行う。本制御では, 自己トークンがリングを1周する時間を同期間隔以内にするにより同期データの実時間性を保証するものである。具体的に説明す

ると、リング上の各ステーションは FDDI で行われているようにネゴシエーションをして、各ステーションによって要求された同期間隔の中で 1 番短い時間の半分をしきい値 $LIMIT1$ とし、全ステーションに通知する。この仕事は、リング内に設置してある管理ステーションが行う。各ステーションは、自己トークンがリングを 1 周する時間 T を同期間隔以内にするために次のように非同期用の自己トークン数 ATc を変化させる。

(1) $T > LIMIT1$ の場合

$$ATc = ATc - 1$$

(2) $T < LIMIT2$ の場合

$$ATc = ATc + 1$$

ただし、 $0 \leq ATc \leq ATc_{max}$ (ATc_{max} は、最初に割り当てられた非同期用の自己トークン数)

2つのしきい値を用いたのは、1周する時間の変動を少なくするためである。

なお、 $LIMIT1 > LIMIT2$ である。

この制御により同期データに対して、非常に実時間性の良い通信が実現できる。

また、送信することができる非同期データのデータ量は、ネゴシエーションで決まった同期間隔によって変化する。すなわち、同期間隔が短い場合は、非同期用の自己トークンが減少するので送信されるデータ量は減少する。一方、同期間隔が長い場合は、非同期用の自己トークン数は増加するので送信されるデータ量は増加することになる。これは、非同期データは同期データによって使われない帯域幅を使用して通信を行うからである。また、各ステーションの同期間隔はアプリケーションが終了すると変化するので、ネゴシエーションは通信中に定期的に行う必要がある。

5.3 帯域幅の予約機構

各ステーションは、同期データの送信に先立って帯域幅の予約を行う必要がある。これは、リング内の管理ステーションが行う。管理ステーションの仕事としては、各ステーションから要求された帯域幅 BW_i に対し、 BW_i を確保できる場合は要求したステーションに対して許可パケットを送る。一方、 BW_i を確保できなかった場合は、不許可のパケットを送る。不許可のパケットを受け取ったステーションは、帯域幅が空いたときに管理ステーションから改めて許可パケットが送られるのを待つ。不許可パケットを受け取ったステーションで同期データの送信を取り止める場合には管理ステーションに対して中止パケットを送る。

5.4 シミュレーション

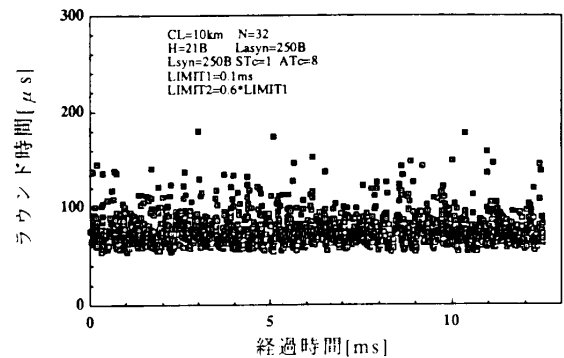
上述した優先度制御をシミュレーションで検証する。

リングの諸条件は次のように仮定する。

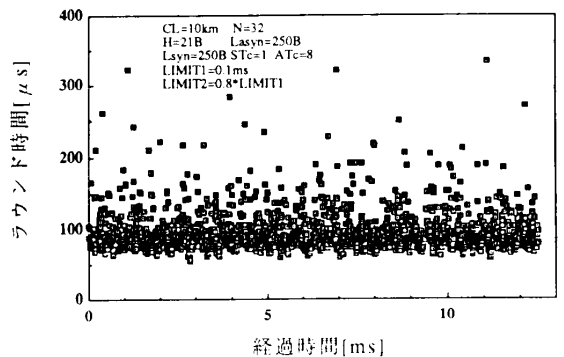
- (1) 同期、非同期のパケット長は 250 バイトの指数分布とする。
- (2) 同期パケットの到着間隔は一定とする。
- (3) 非同期パケットの到着間隔はポアソン分布とする。
- (4) 送信ステーションに対して受信ステーションはリング上に一様に分布する。
- (5) ケーブル長は 10 km とする。
- (6) 転送速度は、1 Gbps とする。
- (7) 同期用のトークン数 (STc) は 1 個で非同期用のトークン数 (ATc) は 8 個とする。

5.4.1 同期用の自己トークンが 1 周する時間

図 8 (a) は、同期間隔を $200 \mu s$ 、 $LIMIT2 = 0.6 * LIMIT1$ ($LIMIT2$ の係数が 0.6) としたときに同期用トークンがリングを 1 周する時間の分布である (スループットが飽和している状態)。サンプル数は 2000 個である。また、このときのスループットは 1407 Mbps となる。この図より、同期用の自己トークンがリングを 1 周する時間が $200 \mu s$ 以上になったトークンの数は 0 個であった。すなわち、同期データが発生したときは、必ず同期用の自己トークンがステーションに存在して



(a) 同期間隔 $200 \mu s$, $LIMIT2$ の係数 0.6



(b) 同期間隔 $200 \mu s$, $LIMIT2$ の係数 0.8

図 8 同期用トークンがリングを 1 周する時間の分布

Fig. 8 Distribution of round-trip time of synchronous self-tokens.

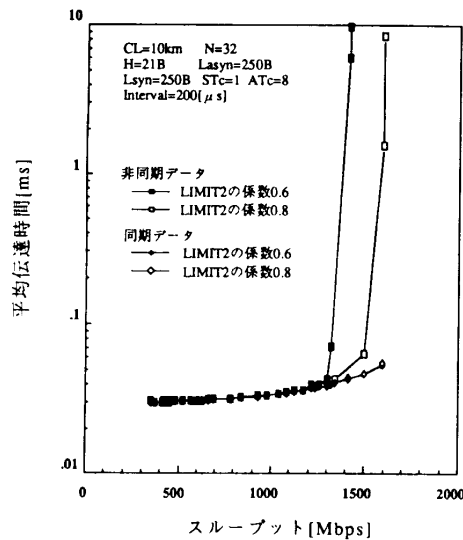


図9 同期データと非同期データのスループット対平均伝達時間特性 (同期間隔 200 μ s)

Fig. 9 Throughput vs. mean transfer delay characteristics of synchronous data and asynchronous data (interval 200 μ s).

いて、すぐに同期データを送ることが可能となる。

図8(b)は、同期間隔を 200 μ s、LIMIT2の係数を 0.8としたときに同期用の自己トークンがリングを1周する時間の分布である。サンプル数は同じく 2000個である。また、このときのスループットは 1582 Mbpsである。この図より、同期用の自己トークンがリングを1周する時間が 200 μ s以上になったトークンの数は、21個であり、比率としては全体の 1.05%にあたる。このことは、1.05%の同期パケットが廃棄されることを意味する。

以上より、LIMIT2の係数が大きいほど最大スループットは大きくなるが、同期データの廃棄率が大きくなることが分かる。したがって、パケットの廃棄率を小さくすることに重点を置くか、スループットを大きくすることに重点を置くかによってLIMIT2の係数を決める必要がある。

5.4.2 スループット特性

図9は同期間隔を 200 μ sとしたときの同期データと非同期データのスループット特性である。前節で述べたように、LIMIT2の係数を 0.8にした場合の方が係数を 0.6にした場合に比べて 175 Mbpsだけ最大スループットが大きくなる。これは、係数を大きくすると、非同期用のトークンが増加する割合が大きくなるので、送信することのできるデータ量も増加するからである。また、同期データの平均伝達時間は、スループットが増加しても非同期データのように平均伝達時間が大きくなることはない。

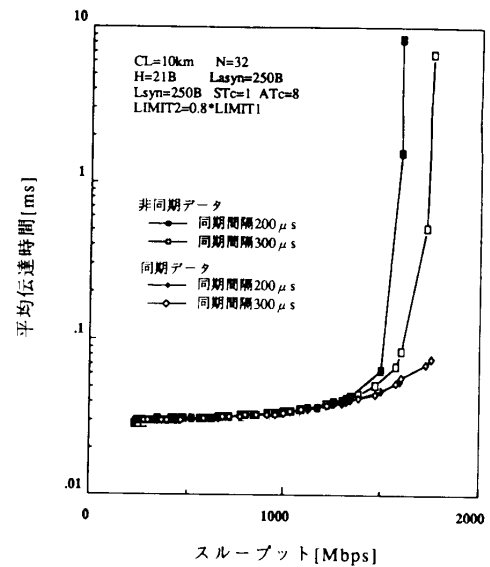


図10 同期データと非同期データのスループット対平均伝達時間特性 (LIMIT2の係数 0.8)

Fig. 10 Throughput vs. mean transfer delay characteristics of synchronous data and asynchronous data (LIMIT2=0.8*LIMIT1).

図10は、LIMIT2の係数を 0.8、同期間隔を 200 μ sと 300 μ sにしたときのスループット特性である。同期間隔が長くなるにしたがって最大スループットも増加することが分かる。これは、同期間隔が長くなった場合、非同期用の自己トークン数が増加するので、送信することのできるデータ量も増加するからである。また、同期データの平均伝達時間は、スループットが増加するにつれて非同期データのように大きくなることはない。したがって、図9と図10より、本制御法は、同期データに対して非常に実時間性のよい通信を実現できるということがいえる。

6. むすび

リング上の各ステーションに自己トークンと呼ばれる各ステーションに固有のトークンを割り当て、帯域幅の空間再利用を行うことにより、スループットの増加と伝達時間の短縮を目的としたLANプロトコルの提案を行った。まず、自己トークンプロトコルの基本動作について説明し、次いで本プロトコルのスループット特性や公平性についての性能をFDDIプロトコルやバッファインサージョンプロトコルなどと比較し評価した。また、マルチメディア通信を実現するための方法について提案し、その有効性をシミュレーションによって評価した。その結果、

- (1) 本プロトコルは、FDDIプロトコルや従来型の自己トークンプロトコルに比べて優れたスルー

プット特性を示す。

- (2) タイマ方式による動的な自己トークン数の割り当てにより、公平性とスループット特性の双方を満足するようなトラヒックの変化に適応した制御が可能となる。
- (3) マルチメディアトラヒックに対して、本制御法は非常に実時間性のよい特性を示す。

などが明らかとなった。

ただし、本方式では自己トークンの制御だけでは必ずしも公平なアクセスを保證できないため、さらにタイマ方式等の制御を用いる必要がある、制御機構が複雑になるのが欠点である。

今後は、本プロトコルを2重リングに適用した場合の特性や ATM リングへの適用などについての研究を続けたい。

参 考 文 献

- 1) Stix, G.: Data Communications, *IEEE Spectrum*, pp.35-37 (Jan. 1990).
- 2) Abeyundara, W. and Kamal, E.: High-Speed Local Area Networks and Their Performance: A Survey, *Comput. Surv.*, Vol.23, No.2, pp.221-264 (1991).
- 3) Jain, R.: Introduction to FDDI, *15th Conf. on Local Computer Networks Tutorial* (Oct. 1990).
- 4) Fink, R.L. and Ross, F.E.: Following the Fiber Distributed Data Interface, *IEEE Network*, Vol.6, No.2, pp50-55 (Mar. 1992).
- 5) 丹野, 武田, 小山, 野口: 自己トークンプロトコルによる高速リング LAN, *情報処理学会論文誌*, Vol.36, No.3, pp.753-762 (1995).
- 6) Huber, D.E., Steinlin, W. and Wild, P.J.: SILK: An Implementation of a Buffer Insertion Ring, *IEEE J. Sel. Areas Commun.*, Vol.SAC-1, No.5, pp.766-774 (Nov. 1983).
- 7) Bux, W. and Schlatter, M.: An Approximate Method for the Performance Analysis of Buffer Insertion Rings, *IEEE Trans. Commun.*, Vol.COM-31, No.1, pp.50-55 (Jan. 1983).
- 8) 小山, 丹野, 野口: リングプライオリティ型自己トークンプロトコルの性能解析, *情報処理学会研究報告*, Vol.95, 95-DPS-72-4, pp.19-24 (1995).
- 9) Chen, J., Ahmadi, H. and Ofek, Y.: Perfor-

mance Study of the MetaRing with Gb/s links, *Proc. LCN*, pp.137-147 (1991).

- 10) Cidon, I. and Ofek, Y.: MetaRing - A Full-Duplex Ring with Fairness and Spatial Reuse, *IEEE Trans. Commun.*, Vol.41, No.1, pp.110-120 (1993).

(平成 7 年 9 月 13 日受付)

(平成 8 年 3 月 12 日採録)



小山 明夫 (正会員)

昭和 54 年山形大学工業短期大学部情報工学卒業。昭和 56 年同大文部技官, 昭和 58 年山形大学工学部文部技官。昭和 62 年山形大学工学部情報工学卒業。コンピュータネットワークに関する研究に従事。電子情報通信学会会員。



丹野 州宣 (正会員)

昭和 40 年山形大学工学部電気卒業。昭和 42 年同大大学院修士課程修了。同年山形大学工学部助手。昭和 50 年米国スタンフォード大学に留学。昭和 58 年山形大学工学部助教授。平成 7 年同大教授。工学博士。コンピュータネットワーク, 高並列計算機アーキテクチャ, 並列アルゴリズムの研究に従事。著書「ローカルエリアネットワークの基礎と実際」(共立出版) など。日本ソフトウェア科学会, IEEE 各会員。



野口 正一 (正会員)

昭和 29 年東北大学工学部電気工学卒業。昭和 35 年同大大学院博士課程修了。工学博士。昭和 46 年同大電気通信研究所教授, 平成 2 年同大応用情報学研究センター長。平成 5 年日本大学工学部教授。主として情報システム構成論, 知識処理に関する研究に従事。著書「ネットワークの理論」(岩波書店), 「知識工学基礎論」(オーム社) など。電子情報通信学会, 日本ソフトウェア科学会, 人工知能学会各会員。