

自己トークンプロトコルによる高速リング LAN

丹野 州 宣[†] 武田 利 浩[†]
 小山 明 夫[†] 野口 正 一^{††}

近年、コンピュータの急速な普及や高速化・高性能化により、それらをつなぐ高速な LAN プロトコルが求められている。新しい高速 LAN の技術は従来の LAN プロトコルの改良と ATM 交換による新しいプロトコルの開発の 2 つに大別できる。前者は従来の LAN 技術を引き継いで利用することができる。一方、後者は新規技術の開発が必要であるが、ATM 交換による新しいサービスが期待できる。本文は前者の立場から、リング LAN に対し、高スループットと低伝達遅延が期待できる「自己トークンプロトコル」と呼ばれる新しいチャンネルアクセス法を提案する。自己トークンプロトコルは、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を併用することにより、複数のステーションが並行してパケットを送信できるようにし、いわゆるバンド幅の空間再利用 (spatial reuse) を実現する。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・インサージョンのためのレジスタを備える。したがって、本プロトコルは従来のリング LAN 技術を発展させたものであり、今まで蓄積されてきた技術を十分に利用できる。解析とシミュレーションの結果から、本プロトコルがトークン方式から導かれるチャンネルアクセスに対する公正さと、レジスタ・インサージョン方式から導かれるスループットと伝達遅延特性の良さを合わせ持つプロトコルであることを明らかにする。

Self-Token Protocol for High-Speed Ring LANs

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

The Fiber Distributed Data Interface (FDDI) is now widely accepted as the follow-on LAN for IEEE 802.3 (the ethernet) and 802.5 (the token ring) LANs. However, LANs with more high-speed and shorter transfer delay is eagerly expected to support communications between high technology equipment newly developed. In this paper, we propose a new ring access control scheme referred to as the self-token protocol. In this protocol, each station distributed on a ring has private tokens, called as self-token, and a fixed length register to carry out register insertion control. The protocol, then, is expected to have good properties inherited from both register insertion control and token access control schemes. Indeed, this protocol realizes 'spatial reuse' of ring bandwidth, and attains good throughput vs. transfer delay characteristics. The results of analysis and simulation show that this protocol has attractive and suitable properties for high-speed LANs.

1. はじめに

近年、コンピュータの急速な普及や高速化・高性能化により、それらをつなぐ新たな高速な LAN プロトコルが求められている¹⁾。その主な適用範囲は、スーパーコンピュータと高速な周辺デバイスを持つメインフレームを接続するバックエンドネットワーク、多くの中・低速 LAN をつなぐバックボーンネットワーク、あるいはキャンパスやビル内でのリソースの共有を図るフ

ロントエンドネットワークなどである。最近、光ファイバー技術を用いた 100 Mbps の FDDI が高速 LAN プロトコルとして標準化されたが²⁾、FDDI は来たるべきマルチメディア通信に対処するには不十分であり、すでに数百 Mbps あるいは数 Gbps の次世代 LAN が検討されている³⁾。新しいギガビット LAN の技術は大別して 2 つある。従来の LAN プロトコルの改良⁴⁾と ATM 交換による新しいプロトコルの開発である⁵⁾。前者は従来の LAN 技術を引き継ぎ、利用することができる⁶⁾。一方、後者は新規技術の開発が必要であるが、ATM 交換による新しいサービスが期待できる⁷⁾。

本文は前者の立場から、リング LAN に対し、高スループットが期待できる「自己トークンプロトコル」と

[†] 山形大学工学部
 Faculty of Engineering, Yamagata University
^{††} 日本大学工学部
 Faculty of Engineering, Nihon University

呼ばれる新しいチャンネルアクセス法を提案し、その特性を明らかにする。

トークンリング (IEEE 802.5) はシングルトークン方式であり⁸⁾、パケットの送信は1つのステーションに限られ、しかもリング上には1つのパケットの存在しか許さない。FDDI はアーリートークンリリース方式を採用し、複数のパケットの存在を許すマルチプル・トークン方式にすることにより、スループットを改善したが、パケットの送信はやはり1つのステーションに限られる。リングのスループットをさらに改善するためにはリング上に複数のパケットの存在を許すだけでなく、複数のステーションが並行してパケットを送信できるようにし、いわゆるバンド幅の空間再利用 (spatial reuse) を行うことである。MetaRing⁹⁾ はバンド幅の空間再利用により公正さ (fairness) を保持しながらリングのスループットを飛躍的に高めている。しかし、双方向2重リングを前提としたプロトコルであり、装置だけでなく SAT 信号によるチャンネルアクセス法も複雑である。

本文中で述べる自己トークンプロトコルは、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¹⁰⁾を併用することにより効果的にバンド幅の空間再利用を実現する。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 (バッファ) ・インサージョン方式のためのレジスタ (長さは最大パケット長×トークン数) を持つ。レジスタ・インサージョン方式による空間再利用はあるステーションを飢餓 (starvation) に陥れる可能性がある。しかし、自己トークンプロトコルにおいては、各ステーションはパケットの送出に際し、パケットの先頭に自己トークンを付ける。したがって、各ステーションからのパケット送出が制限され、空間再利用により発生する恐れのある飢餓を防止できる。さらに、各ステーションに対する公正さも保たれる。本プロトコルは、各ステーションのトークン数を変えることによりプライオリティ付き送信も用意している。また、マルチプル・トークン方式で問題になるロスト・トークン、異常パケットの発生などにも比較的容易に解決される。またマルチメディア通信に対処できる性質も備えていると考えられる¹¹⁾。

以上のように、本プロトコルはマルチプル・トークン方式とレジスタ・インサージョン方式の両者の長所を取り入れ、互いの欠点を補いあったチャンネルアクセス方式となっている。すなわち、トークン方式から導かれるチャンネルアクセスに対する公正さと、レジスタインサージョン方式から導かれるスループットと応答

時間の特性の良さを合わせ持つプロトコルになる。

以下、2章では自己トークンプロトコルの基本動作、パケットフォーマット、プライオリティおよび同期/非同期送信あるいはトークンエラーの検出とその回復法について述べる。3章では待ち行列モデルにより本プロトコルを近似解析し、さらにシミュレーションを行い、本プロトコルの特性を明らかにする。4章は本論文のむすびである。

2. 自己トークンプロトコル

2.1 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割当てて。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¹²⁾。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1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。

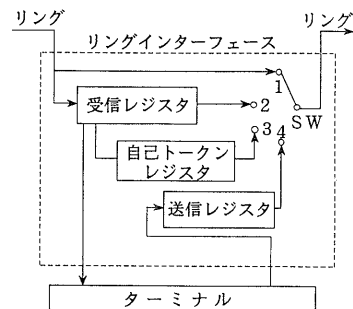


図1 ステーションの構成
Fig. 1 Structure of a station.

- (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 (15 バイトのヘッダフィールド：図 2 参照) が自ステーションのものであるかどうかを受信レジスタに到着する直前に解読する。もし自ステーションの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レジスタに格納し、パケットの残りの部分をリングから取り除く。そのため、各ステーションにおいて、自己トークンのアドレス解読のために 15 バイトの遅延を生じることになる。

2.2 パケットフォーマット

図 2 は、自己トークンプロトコルのパケットフォーマットである。このフォーマットは、スタート・フィジカル・コントロール・フィールド (PCFs) を除いては、トークンリングプロトコル (IEEE 802.5) のフォーマットと同じである⁸⁾。すなわち、PCFs にプライオリティ送信のための自己トークン数を登録するフィールド (NST) と自己トークンのエラー検出と回復を行うのに送信アドレスに対するパリティビット (PRT) を設ける。リングの管理や制御に FF と CCCCCC フィールドを用いる。また、トークンリングプロトコルと同様にパケット長に上限を設ける。これによって、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。

2.3 プライオリティ送信

自己トークンプロトコルは、自己トークンがフリーかビジーかによってチャンネルアクセスを制御するので、すべてのステーションに公正なチャンネルアクセスの機会を与えることができる。しかし、すべてのステーションを平等に扱うのではなく特定のステーションを優先したい場合もある。例えば、大容量のファイルサーバ、あるいは音声や画像処理装置は、他の装置よりも多くの伝送速度を必要とする。このような時は、次に示すようなプライオリティ送信を提供する。

本プロトコルは、各ステーションに割り当てられる自己トークンの数で、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 1 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 k を割り当て、 $(k+1)$ 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。なお、プライオリティ送信においては、 k レベルのステーションの受信レジスタ長は、パケット長の最大値の $(k+1)$ 倍必要になる。

2.4 自己トークンのエラー検出と回復

リングで結ばれたステーション間の有効な通信を維持するためには、どのようにして自己トークンやパケットのエラーを検出し回復するかが重要である。パケットの欠落などの送信の失敗は上位の論理リンクコントロールに従って、パケットを再送すればよいが、自己トークン自体が失われてしまうと、そのステーションはまったく送信できない状態になってしまう。そのような状態に陥らないように、自己トークンのエラーを検出し回復するアルゴリズムが必要となる。主なエラーとしては、サーキュレーティング・パケットやロスト・トークン、異常パケットの発生などがある。ここでは、これらのエラーの検出法と回復法を示す。

2.4.1 サーキュレーティング・パケット

本プロトコルでは、送信ステーションが送信したパケットを取り除く責任を負うが、パケットの自己トークン (特に送信アドレス) が書き変わってしまうと、送信ステーションは自分の自己トークンと認識できなく

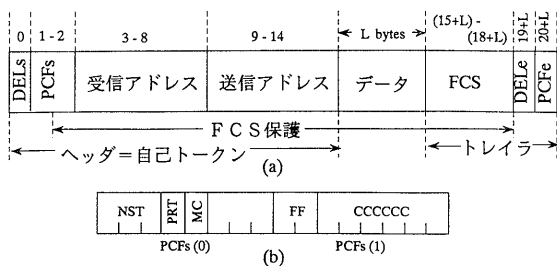
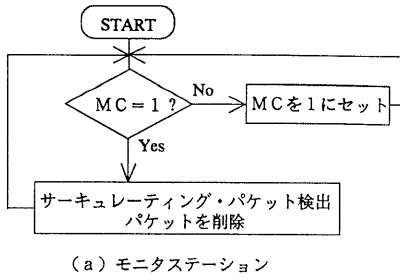
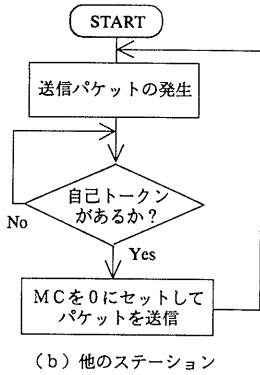


図 2 パケットフォーマット：(a)パケット全体のフォーマット (b)PCFs フィールドのフォーマット

Fig. 2 Packet formats : (a) overall packet format, (b) PCFs field format.



(a) モニタステーション



(b) 他のステーション

図3 サークュレーティング・パケットの検出と回復のフローチャート

Fig. 3 Flow chart for detection and recovery of circulating packets.

なる。その結果、そのパケットはリングから取り除かれなくなってしまい、サーキュレーティング・パケットとして、リング上を永久に回り続けることになるので、これを取り除く仕組みが必要である。本プロトコルでは、リング上にモニタステーションを設定し、サーキュレーティング・パケットを監視し、取り除くことにする⁸⁾。その方法をフローチャートにすると、図3のようになる。送信ステーションが送信の際にパケットのMCを0で送信し、モニタステーションを通過する時にMCを1に書き換える。それで、モニタステーションを通過するパケットのMCが1ならば、そのパケットは既にモニタステーションを通過したパケットすなわち送信ステーションが取り除けなかったパケットなので、レポートを行わずに削除することにすればよい。

2.4.2 ロスト・トークン

ロスト・トークンは、パケットのスタートデリミタの破壊などによって、自己トークンそのものが紛失した場合や、自己トークンが書き換わったために自分の自己トークンとして認識できなくなった場合などに起こる。自己トークンプロトコルでは、パケット長の最大値が定まっているので、自己トークンは一定時間以

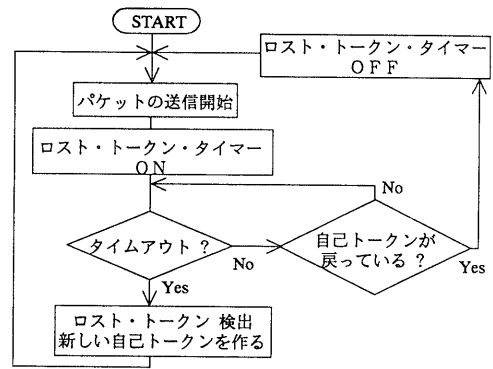


図4 ロスト・トークンの検出と回復のフローチャート

Fig. 4 Flow chart for detection and recovery of a lost token.

内に戻ってくることが保証されている。したがって、このエラーはタイムアウトによって検出できる。このタイムアウトの時間 T_0 は、(パケットの送信時間の最大値) × (リング上の自己トークンの総数) + (信号がリングを一周する時間) で求められる。

ロスト・トークンの検出の過程をフローチャートで示すと図4のようになる。タイムアウトによって、ロスト・トークンを検出した時点で新しい自己トークンを作り、パケットを送信すればエラー状態から回復できる。この時、送信アドレスが書き換わり、自分の自己トークンとして認識できなくなったものは、モニタステーションによって取り除かれるか、他のステーションによって没収されることになる(異常パケットとして扱われる)。

2.4.3 異常パケット

異常パケットは、パケットのアドレスまたはデータフィールドがノイズなどで書き換わり、正常な送信に失敗した場合に発生する。これらは、フレームチェックシーケンス(FCS)によって検出できる。

異常パケットは、送信アドレスの異常とそれ以外のデータフィールドまたは受信アドレスの異常に分けられる。後者の場合、ステーションは上位のプロトコル(LLC:論理リンク・コントロール)に従い後にパケットを再送すればよい。しかし、前者の場合、送信アドレスが自己トークンの所有ステーションそのものであり、誤って自己トークンを本来の所有ステーション以外に回収されてしまうとそのステーションの自己トークンが増えてしまうので、これを検出し没収して必要がある。そのために、送信アドレスのパリティビット(PRT)を設ける。送信アドレスの異常は、PRTによって検出され、その自己トークンは没収される。これによって、自己トークンが不当に増え、その

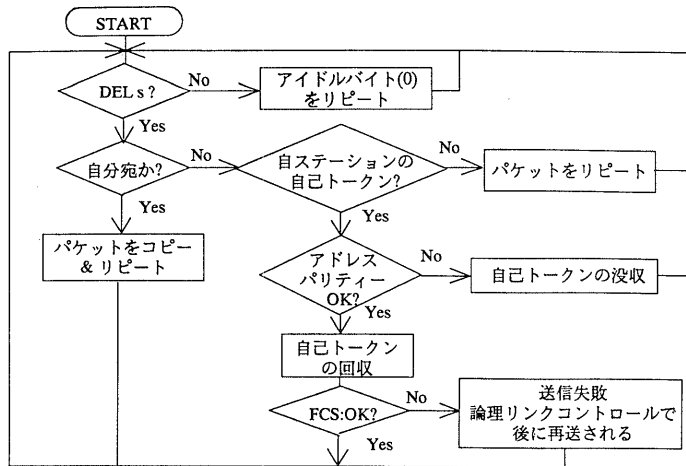


図5 異常パケットの検出と回復のフローチャート
Fig. 5 Flow chart for detection and recovery of abnormal packets.

ステーションのプライオリティが高くなることを防げる。このエラーの検出と回復の方法をフローチャートにすると、図5のようになる。

3. 性能評価

自己トークンプロトコルの性能評価を行うが、本プロトコルのようにマルチプル・トークンとレジスタ・インサクション方式を併用したプロトコルの厳密な解析は一般に困難である。本文では文献14)に示されたレジスタ・インサクションプロトコルの解析法を参考にした待ち行列による近似解析を示す。また、詳細な性能評価を行うためシミュレーションも併用する。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、送信され、受信ステーションでのコピー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の合計ビット数である。

3.1 近似解析

リングの諸条件を次のように仮定する。

- (1)送信するパケット長は、指数分布とする、
- (2)送信するパケットの到着は、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)すべてのステーションでこれらのパラメータが全て等しい均等システムである、
- (5)トークン数は1個とする。

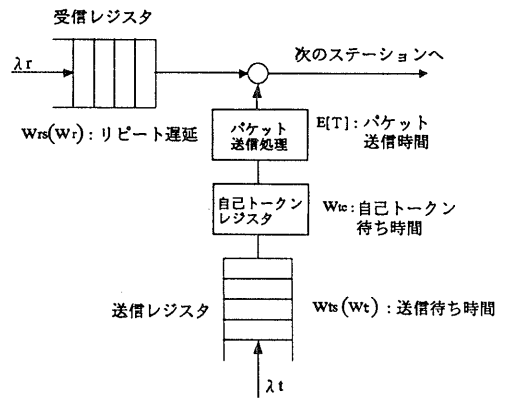


図6 解析モデル
Fig. 6 Analytic model.

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 : データ長 ($H+L$: パケット長), T_c : 自己トークン数。自己トークンプロトコルにおけるステーションの近似解析モデルを図6に示す(図1参照)。図において、ステーションに到着したパケットは、送信レジスタでの送信待ち時間 W_{ts} 、自己トークン待ち時間 W_{tc} 、パケットの送信時間 $E[T]$ (式(1)参照)を経過の後リング上に送信される。なお、このモデルでは、ステーションプライオリティを仮定しているので、送信レジスタと受信レジスタにパケットが存在している場合、送信レジスタの方が優先される。図6に対して、さらに次の諸量を導入する。データの長さの平均 \bar{L} と2乗平均 \bar{L}^2 、 λ_i : 各ステーションへのパ

ケット到着率, λ_r : 受信レジスタへのパケット到着率, W_{rs} : 受信レジスタでのリピート遅延, 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 (ケーブル長 [km] $\times 5\mu\text{s}$), h : 送受信アドレスを解読するのに要する時間.

前述のように, ここではレジスタ・インサージョンプロトコルを解析する待ち行列モデルを利用するので, 先ず, それについて述べる.

3.1.1 レジスタ・インサージョン

図6において自己トークンレジスタを除くとステーションプライオリティのレジスタ・インサージョンプロトコルの待ち行列モデルとなる. ただし, 送信レジスタでの待ち時間を W_t , リピート遅延を W_r で表わす. 図6において, パケットの送信時間の平均 $E[T]$ と2乗平均 $E[T^2]$ はそれぞれ,

$$E[T] = (H + \bar{L})/C \quad (1)$$

$$E[T^2] = (H^2 + 2H\bar{L} + \bar{L}^2)/C^2 \quad (2)$$

であり, 送信レジスタでの送信待ち時間 W_t , 中継ステーションでのリピート待ち時間 W_r は, それぞれ式(3), 式(4)のように与えられる¹⁴⁾.

$$W_t = \frac{(\rho_t + \rho_r)E[T^2]}{2(1 - \rho_t)E[T]} \quad (3)$$

$$W_r = \frac{\rho_t\{1 + \rho_r(1 - \rho_t - \rho_r)\}E[T^2]}{2(1 - \rho_t - \rho_r)(1 - \rho_t)(1 - \rho_r)E[T]} \quad (4)$$

ただし, $\rho_t = \lambda_t E[T]$, $\rho_r = \lambda_r E[T]$ である.

また,

$$\lambda_r = (N - 1)\lambda_t \quad (5)$$

で与えられる.

3.1.2 自己トークンリング

(a) リピート遅延 (W_{rs}) の算出

ここでは, W_{rs} の近似式を導出する. いま, ステーションへのパケット到着 λ_t が小さい場合を考えると, レジスタ・インサージョンプロトコルでも自己トークンプロトコルでも, 到着パケットはほとんど送信レジスタで待つことなしにリングに送出される. したがって, 受信レジスタでのリピート遅延 W_{rs} と W_r はほぼ等しくなる.

次に, λ_t が増加し, 送信レジスタがフルロード (送信レジスタに少なくとも1個以上のパケットが存在する) の状態を考える. レジスタ・インサージョンプロトコルではステーションは常に (確率1で) 送信の状態にあり, リピート遅延は急激に増加する. なぜならば, 送信レジスタ内のパケットは連続してリングに送出され, 受信レジスタに到着するパケットはすべて (確率1で) リピートされるからである. 次に, 自己トークンプロトコルを考えるが, この場合はフルロードで

あっても, 自己トークンが無ければ送信待ちとなる. この結果, レジスタ・インサージョンプロトコルと比較すると, スループットが S , 回線容量が C のとき, ステーションは確率 (S/C) で自己トークン待ち状態に, 確率 $(1 - S/C)$ でパケット送信状態にあると解釈できる. なぜならば, パケットがリングを1周する時間はおおよそ (S/C) に比例すると近似できるからである. このことから, フルロードの場合, 受信レジスタに到着するパケットがリピートされる確率と, されない確率はそれぞれ $(1 - S/C)$ と (S/C) となる.

以上より, 自己トークンプロトコルのリピート遅延 W_{rs} を式(4)のレジスタ・インサージョンプロトコルの遅延 W_r を用いて近似すると式(6)のようになる.

$$W_{rs} = (1 - S/C)W_r \quad (6)$$

式(6)は, W_{rs} を S が0に近い値のときほぼ W_r で, S が大きな値のときは W_r と受信レジスタに到着するパケットのリピートされる確率 $(1 - S/C)$ の積で近似することを意味している. なお, スループット S は

$$S = \lambda_t N(H + \bar{L}) \quad (7)$$

と与えられる (式(10)参照).

自己トークンがリングに送出され, リングを1周して元のステーションに戻るまでに要する時間を R とする. R はトークン送出時にステーションがリピート中のパケットの送信完了を待つ平均待ち時間, 各ステーションでのリピート遅延およびアドレス解読時間 (この場合は自ステーションも含む), それに伝搬遅延時間の和となるので, 式(6)を考慮して,

$$R = E[T]/2 + (N - 1)W_{rs} + hN + \tau \quad (8)$$

と求められる.

(b) 送信およびトークン待ち時間 (W_{ts} , W_{tc}) の算出

式(8)より, 各ステーションがリングにパケットを送出する平均サービス率 μ を考えると, それはトークンが1周する時間分の1となるから,

$$\mu = \frac{1}{R} \quad (9)$$

で与えられる. したがって, ステーションのトラヒック強度 ρ を考えると, 式(9)より,

$$\begin{aligned} \rho &= \frac{\lambda_t}{\mu} \\ &= \lambda_t R \end{aligned} \quad (10)$$

である. ρ はサービス率 μ の窓口の利用率を表わすと考えられ, $\rho < 1$ である. ここで, 送信待ち時間と自己トークン待ち時間の和を W_{os} とし,

$$W_{os} = W_{tc} + W_{ts} \quad (11)$$

と定義すると, 送信レジスタの先頭のパケットは自己

トークンを獲得するのに平均 $R/2$ 待つので、

$$W_{os} = \frac{\rho}{1-\rho} \frac{R}{2} \tag{12}$$

と近似することができる。すなわち、 $\rho=0$ のとき $W_{os}=0$ に、 $\rho=0.5$ のとき $W_{os}=R/2$ に、 $\rho \rightarrow 1$ のとき $W_{os} \rightarrow \infty$ となるように近似する。したがって、式(10)を考慮すると、 W_{os} は

$$W_{os} = \frac{\lambda_t R^2}{2(1-\lambda_t R)} \tag{13}$$

と近似される。

(c) 平均伝達時間 (W) の算出

式(1), (3), (6), (13)より、結局パケットの平均伝達時間 W は、

$$W = W_{ts} + W_{tc} + E[T] + (N/2 - 1)W_{ts} + hN/2 + \tau/2 \tag{14}$$

と得られる。式(14)において第1項は送信レジスタでの平均待ち時間、第2項は自己トークンの平均待ち時間、第3項は平均送信時間、第4項は受信ステーションに届くまでの平均リポート待ち時間、第5項は受信ステーションに届くまでの送受信アドレス平均解読時間、第6項は受信ステーションに届くまでの平均ケーブル遅延である。

3.2 シミュレーションと評価

図7は、リングの伝送速度が100 Mbpsの時のトークンリング、FDDI および自己トークンプロトコルの

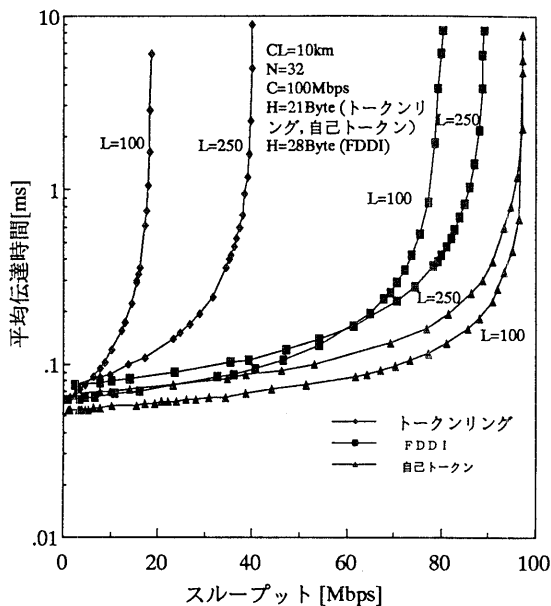


図7 トークンリング、FDDI、自己トークンプロトコルの比較
Fig.7 Comparisons between self-token, token ring and FDDI protocols.

スループットと平均伝達時間の特性である。同図において、自己トークンプロトコルおよびトークンリングプロトコルについては、それぞれのプロトコルを忠実にシミュレートした。一方、FDDIには、同期/非同期送信の2つの送信モードがある。同期送信モードはターゲット・トークン・ローテーション・タイム (TTRT) に関係なくトークンを受け取るたびにパケットの送信を保証したものである¹³⁾、性能評価の際は非同期送信モードを扱うだけで十分であると考えられている¹⁵⁾。本論文でも、非同期送信モードのみを取り扱う。図示のように、本プロトコルは他の2つのプロトコルより優れた特性を示している。トークンリングプロトコルにおいては、スループットの増加に対し平均伝達時間の増加が顕著である。トークンリングプロトコルでは、送信ステーションはビジートークンが戻ってからフリートークンを送出するので、パケットがリングを1周するのに要する伝搬遅延時間に対しパケットの送信時間が相対的に短い場合には、送信が終わってからフリートークンを送出するまでの時間が長くなり、リング上のどのステーションも送信していない「空白」の時間の割合が極端に増えるためである。FDDIにおいては、送信後ただちにトークンを送出するが、トークンが次のステーションに届くまでは、どのステーションも送信できないので、データ長が伝送速度に対して相対的に短くなると、空きの時間の割合が増えることになる。それに対し、本プロトコルは空間再利用により複数のステーションが並行してパケットの送信ができるので、リングの伝送速度を大きくすることや伝送速度に対して相対的にデータ長を短くすると、トークンリングやFDDIプロトコルより良い特性が得られることがわかる。

図8は、媒体の伝送速度が1 Gbpsで、パケット長をパラメータとした時のスループット対平均伝達時間の特性である。自己トークン数は1個である。データ長が50バイトではスループットに対する平均伝達時間は約300 Mbpsで急激に増加する。すなわち、データ長が50バイトの場合(パケット長は71バイト)、最大スループットはほぼ330 Mbpsとなる。データ長を倍の100バイトとしてみると、スループットの上限は約570 Mbpsと大きくなっている。データ長を500バイトにするとさらにスループットが大きくなり、960 Mbpsとなることがわかる。したがって、データ長を長くすることにより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伝達遅延を比較すると、スループットが最大スループットに近づくにつれ

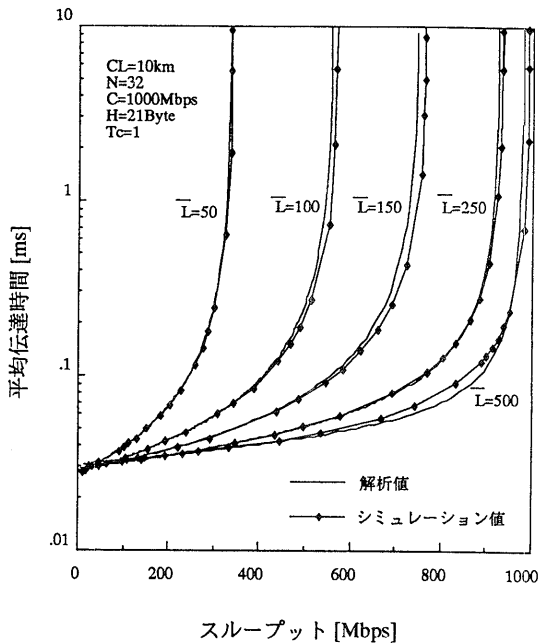


図8 パケット長をパラメタとしたスループット対平均伝達時間特性

Fig.8 Throughput vs. mean transfer delay characteristics for variable packet lengths.

て解析値がシミュレーション値より大きくなる傾向がある。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わかる。本解析法とシミュレーションとを併用することにより、本プロトコルの特性をより明確にすることができる。

図9は、媒体の伝送速度が1 Gbpsで、自己トークン数をパラメタとした時のスループット対平均伝達時間の特性である。データ長は250バイトである。自己トークン数を2個にすると、1個に比べ、スループットの上限が増加し、平均伝達時間も短くなっている。さらに、自己トークン数を4個、6個とすると、スループットと平均伝達時間の両方がさらに良くなっている。しかし、トークン数を2個から4個に増やした場合の特性の変化に比べ、4個から6個の場合はそれほど変化しない。これは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レジスタ内に留まっている割合が増加するためである。したがって、各ステーションに割り当てるトークン数には必ず上限があり、6個あるいは8個程度割り当てればよいと思われる。このトークン数は本プロトコルのプライオリティのレベルとも合致する。

図8と図9よりスループットの上限を大きくするには、パケット長を大きくすることと、自己トークン数

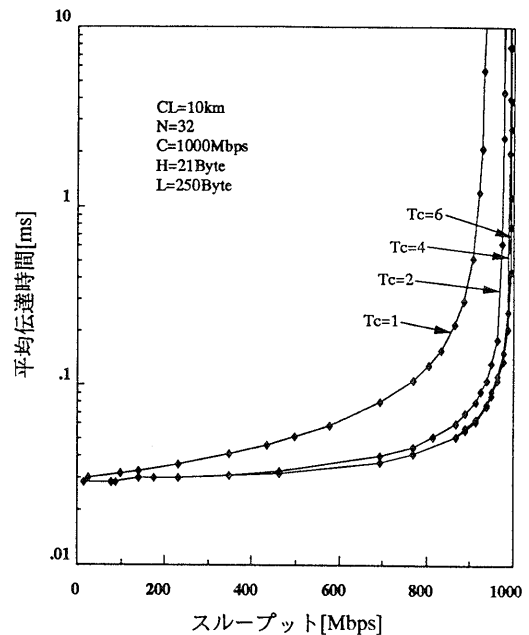


図9 トークン数をパラメタとしたスループット対平均伝達時間特性

Fig.9 Throughput vs. mean transfer delay characteristics for the number of tokens.

を増やすことの2つが選択できる。すなわち、比較的長いデータを転送する場合はパケット長を長くしたほうが有利であり、比較的短いデータを転送する場合はトークン数を多く割り当てるのがよい。どちらを選択するかは、前述のようにリング上のパケットは各ステーションでアドレス解読のため15バイトの遅延を生じること、また、1個のパケットに着目すると、データ長を長くすることはそのパケットの送信時間を長くすることになり、その結果1個のパケット当たりの平均伝達時間は長くなることを考慮しなければならない。

図10は、全ステーション数を32とし、24個の通常の(プライオリティの最も低い)ステーションと8個のプライオリティの高いステーションを混在させた場合の特性である。8個のプライオリティの高いステーションは4ステーションおきに配置されているものとする。プライオリティレベルが0と1、0と3(自己トークン数は1個と2個、1個と4個)の場合のスループット対平均伝達時間の特性が同時に示されている。同図において、通常のステーションにおいてもプライオリティの高いステーションにおいてもそのリング上の相対的な位置による特性の違いはほとんど観察されなかった。したがって、それぞれのプライオリティに属するステーションの各特性は1本の線で表わされてい

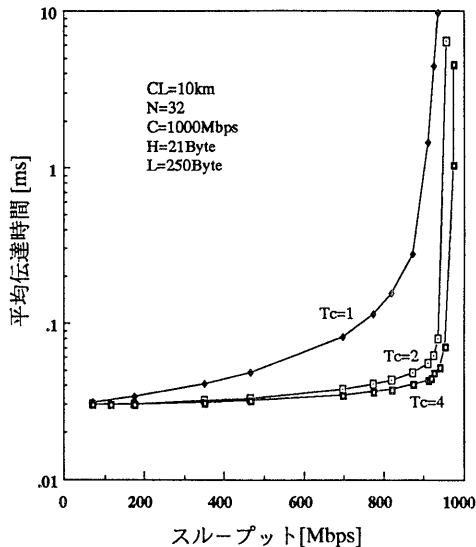


図 10 プライオリティ送受信と公正性を示す特性の例

Fig. 10 An example of priority transmission and characteristics for fairness.

る。これは本プロトコルが公正なプロトコルであることを示している。

自己トークン数が 1 個と 2 個の場合を比較すると、スループットが小さい時両者の特性はほぼ同じであるが、スループットが増すにつれプライオリティ送信の効果が現われ、プライオリティの高いステーションの方が平均伝達時間が短くなっている。これは、スループットが小さいときは、複数ある自己トークンすべてを有効に使うことがなく、ステーションが保持している割合が多いためである。しかし、スループットが大きくなると複数ある自己トークンが無駄なく使われその効果が顕著に現われる。これはステーションがトークンを保持している時間より、リング上（受信レジスタの中も含む）に存在する時間のほうが長くなるためである。次に、自己トークン数が 1 個と 4 個の場合であるが、通常のステーションの特性はプライオリティの高いステーションの特性が変わってもほとんど変わらないこと（図では同一曲線で表わされている）がわかる。したがって、プライオリティの高いステーションが存在しても、通常のステーションも安定したスループット対伝達時間特性の下の通信が保証される。また、図 9 でも述べたように、同図からも、自己トークンをあまり増やしてもその効果がそれほど顕著でなくなることが知れる。

4. 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配し、バンド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 プロトコルを提案した。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、ついでパケットフォーマットやプライオリティ送信あるいは自己トークンのエラー検出などについて述べ、本プロトコルが従来の LAN プロトコルの技術を十分利用しながら、リングの空間再利用を実現できることを示した。さらに、近似解析とシミュレーションとにより、本プロトコルの性能を評価した。その結果、

- (1) 本プロトコルはトークンリングや FDDI プロトコルより優れたスループット対伝達時間特性を持っている。
- (2) 本プロトコルはリング上の各ステーションに公正なチャンネルアクセスを保証しながら、選択されたステーションにはプライオリティ送信を与えることができる。
- (3) 高速（ギガビット）LAN に対応可能なスループット対伝達遅延特性を達成できる。また、パケット長を長くするか、各ステーションの自己トークン数を増やすことにより、スループットを調整できるので、トラヒックの特性に合った方法を選択できる。

などを明らかにした。

今後、マルチメディア通信への対応や解析モデルの改良などについて研究を続けたい。

参 考 文 献

- 1) Stix, G.: Data Communications, *IEEE Spectrum*, pp. 35-37 (Jan. 1990).
- 2) Jain, R.: Introduction to FDDI, *15th Conf. on Local Computer Networks Tutorial* (Oct. 1990).
- 3) Fink, R.L. and Ross, F.E.: Following the Fiber Distributed Data Interface, *IEEE Network*, Vol. 6, No. 6, pp. 50-55 (1992).
- 4) Distributed Queue Dual Bus (DQDB) Subnetwork of a Metropolitan Area Network (MAN), IEE Standard 802.6 (Dec. 1990).
- 5) Takitasu, Y., Amada, E., Hatakeyama, Y. and Yamaguchi, Y.: High-Speed Multimedia Backbone LAN Architecture Based on ATM Technology, *Proc. of IEEE LCN'90*, pp. 207-212 (Mar. 1990).
- 6) Nassehi, M. M.: Cyclic-Reservation Multiple-Access Scheme for Gbit/s LANs and MANs Based on Dual-Bus Configuration, *IBM Res. Rep.*, R2, 1969 (# 69551) (Jun. 1990).
- 7) Kung, H. T.: Gigabit Local Area Networks:

A System Perspective, *IEEE Commun. Magazine*, pp. 79-89 (Apr. 1992).

- 8) Token Ring Access Method and Physical Layer Specifications, IEEE Press (Apr. 1985).
- 9) Cidon, I. and Ofek, Y.: MetaRing—A Full-Duplex Ring with Fairness and Spatial Reuse, *IEEE Trans. Comm.*, Vol. 41, No. 1, pp. 110-120 (1993).
- 10) 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 (1983).
- 11) Takeda, T. and Tanno, K.: Register Insertion/Self-Token Protocol for High Speed Ring LANs, *Proc. of IEEE LCN'90*, pp. 60-64 (Mar. 1990).
- 12) Thomasian, A. and Kanakia, H.: Performance Study of Loop Networks Using Buffer Insertion, *Computer Networks*, Vol. 3, pp. 419-425 (1979).
- 13) McCool, J. F.: FDDI; Getting to Know the Inside of the Ring, *Data Communications*, pp. 185-192 (Mar. 1988).
- 14) 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 (1983).
- 15) Spigle, E. M.: Performance Analysis the Timed-token Protocol: A Vacation Model, *Proc. of Conf. High-Speed Networking* (Sep. 1990).

(平成6年2月7日受付)

(平成7年1月12日採録)



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年助教授。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。



武田 利浩 (正会員)

平成元年山形大学工学部情報卒業。平成3年同大学院修士課程修了。同年山形大学工学部助手。コンピュータネットワーク、並列アルゴリズムの研究に従事。電子情報通信学会会員。



小山 明夫

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。



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。電子情報通信学会会員、日本ソフトウェア科学会、人工知能学会各会員。