

# リング型テラビットネットワークのための 適応型メディアアクセスプロトコル

小山 明夫<sup>†</sup> バロリレオナルド<sup>††</sup> 程 子 学<sup>†</sup>

近年, WWW ( World Wide Web ) の普及および利用者数の急増により, インターネット上のトラフィックは急激に増加している. その結果, インターネットは慢性的なふくそう状態に陥っている. 現状を改善するには, 各ドメイン間を結ぶネットワークを高速にすることや各 LAN ( Local Area Networks ) を結ぶバックボーンネットワークを高速にすることが必要となってきた. これに関して, ATM ( Asynchronous Transfer Mode ) ネットワークなどの数百 Mbps 程度の帯域幅を持つバックボーンネットワークが普及すれば現状よりは改善されるが, LAN のスピードがギガビットになれば ATM ネットワークでも帯域幅が不足するものと考えられる. 本研究ではこのような観点に立ち, テラビット級のネットワークに対するメディアアクセスプロトコルの提案を行う. テラビットネットワークではネットワーク設備のコストが高価になることが考えられるので, ここでは設備を安価にするため媒体共有型であるリング型のトポロジーのネットワークについてのメディアアクセスプロトコルを考える. プロトコルの設計方針としては, リング上の帯域幅を有効利用して大きなスループットを得ること, 動的なトラフィックにも適応できること, 各ステーションが公平にリングにアクセスできることなどである. シミュレーションで性能を評価した結果, 本プロトコルは, ギガビットネットワークを収容できる能力を持ち合わせていることを示す.

## An Adaptive Media Access Protocol for Ring Topology Terabit Networks

AKIO KOYAMA,<sup>†</sup> LEONARD BAROLLI<sup>††</sup> and ZIXUE CHENG<sup>†</sup>

As the number of World Wide Web (WWW) users have been growing, the network traffic over the Internet have been increased. As a result, the Internet has been suffering from a chronic congestion. To improve this situation, it is necessary to develop a super high-speed backbone network. In this work, we propose a media access protocol for super high-speed backbone networks such as terabit networks. The cost of network facilities for terabit networks is high. Therefore, we consider a shared media network such as ring topology in order to decrease the network cost. Our goal is to build an adaptive protocol with high throughput and good fairness. Performance evaluation via simulations shows that proposed protocol has a good behavior and can be used as a backbone network for high-speed networks.

### 1. はじめに

近年, WWW ( World Wide Web ) の普及および利用者数の急増により, インターネット上のトラフィックは急激に増加している. その結果, インターネットは慢性的なふくそう状態に陥っている. 現状を改善するには, 各ドメイン間を結ぶネットワークを高速にす

ることや各 LAN を結ぶバックボーンネットワークを高速にすることが必要となってきた.

これに対して LAN においては FDDI<sup>1),2)</sup>, ファーストイーサネット<sup>3)</sup>, ギガビットイーサネット<sup>4)</sup>, ATM-LAN<sup>5)</sup> などにより高速化が実現されているが, インタードメインネットワークは依然として数 Mbps 程度のものがほとんどである. 今後 ATM ネットワークなどの数百 Mbps 程度の帯域幅を持つバックボーンネットワークが普及すれば現状よりは改善されるが, LAN のスピードがギガビットになれば ATM ネットワークでも帯域幅が不足するものと考えられる. ギガビットの帯域幅の LAN<sup>4),6),7)</sup> を収容するためには, 数百ギガまたはテラビット級のバックボーンネットワークが

<sup>†</sup> 会津大学コンピュータ理工学部

Faculty of Computer Science and Engineering, The University of Aizu

<sup>††</sup> 山形大学文学部

Faculty of Literature and Social Sciences, Yamagata University

必要になるものと思われる。

本研究ではこのような観点に立ち、テラビット級のネットワークに対するメディアアクセスプロトコルの提案を行う。テラビットネットワークではネットワーク設備のコストが高価になることが考えられるので、ここでは設備を安価にするため、媒体共有型であるリング型のトポロジーのネットワークについてのメディアアクセスプロトコルを考える。プロトコルの設計方針としては、リング上の帯域幅を有効利用して大きなスループットを得ること、動的なトラフィックにも対応できること、各ステーションが公平にリングにアクセスできることなどである。シミュレーションで性能を評価した結果、本プロトコルは、ギガビットネットワークを収容できる能力を持ち合わせていることを示す。

本論文の構成は、以下ようになる。2章では超高速リングネットワークプロトコルに必要な条件および従来方式について述べる。3章ではプロトコルの提案を行う。4章では本プロトコルの性能を評価し他の方式との比較を行う。5章は本論文のむすびである。

## 2. 超高速リングネットワークプロトコルに必要な条件および従来方式

本章では、超高速リングネットワークプロトコルに必要な条件を示し、その条件を従来方式がどの程度満足するかを比較し考察する。

### 2.1 スループットと伝達遅延

リング型のメディアアクセスプロトコルを設計する場合、データ伝達遅延が小さく、リング内のトータルスループットをできるだけ大きくすることが必要となる。これに関連した4つの条件を以下に示す。

まず第1の条件は、複数のステーションが同時に媒体にアクセスできることである(帯域幅の空間的再利用)。これに関する概念図を図1に示す。図1(a)は、ステーションの数が4台で、一度にパケットの送信できるステーションが1つのステーションに限られている方式を図示したものである。トークンリング方式<sup>9)</sup>などはこれに該当する。図1(b)は、4台のステーションすべてが同時に伝送できる方式である。この図の中でリング上にあるパケットの長さは、リングの全長より短いものと仮定する(超高速ネットワークのため<sup>8)</sup>)。この図より複数のステーションが同時に媒体にアクセスできる方式の方が、リングの利用効率が良くなることが分かる。

第2の条件は、複数のパケットが同時にリングに存在できることである。これに関する概念図を図2に示す。

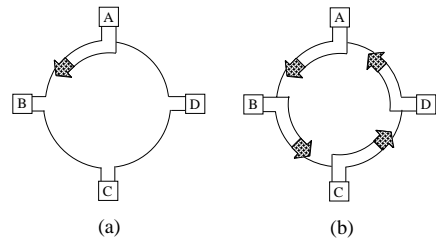


図1 第1の条件の概念図

Fig. 1 A conceptual idea for first condition.

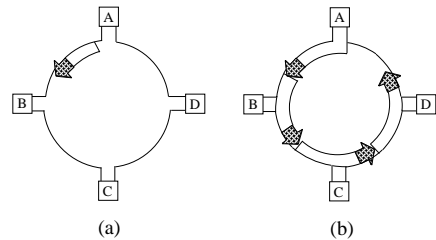


図2 第2の条件の概念図

Fig. 2 A conceptual idea for second condition.

す。図2(a)は、リング上に1つのパケットのみ存在できる方式を図示したものである。図2(b)は、リング上に複数のパケットが存在できる方式を図示したものである。図2(b)のような方式として考えられるのは、1つのステーションが連続してパケットを送信できる場合や第1の条件でも示したように複数のステーションが同時にリングに送信できる場合およびそれを組み合わせたものなどである。図2(b)には、1つのステーションが連続してパケットを送信できる場合の例を示している。複数のパケットがリング上に存在できる方式の方がリング上に空きがなくなるので、リングの利用効率が良くなることが分かる。FDDI方式は、第1の条件は満足しないが、第2の条件は満足する方式である。

第1の条件、第2の条件は、同時送信およびリング上に複数のパケットが存在できるということで、リングの利用効率は良くなるが、パケットの衝突などの可能性が出てくる。したがって、プロトコルを設計するときには、パケットの衝突を防ぐための何らかの制御が必要となってくる。

第3の条件は、送信パケットが最短距離で受信ステーションに送られることである(双方向2重リングを使用する)。これに関する概念図を図3に示す。図3(a)は1重リングの場合のネットワークの構成で、図3(b)は双方向2重リングの場合の構成である。ステーション数を $N$ 台とすると、1重リングの場合の最大伝送距離は $N-1$ で、平均伝送距離は $\lceil \frac{N}{2} \rceil$ となる。

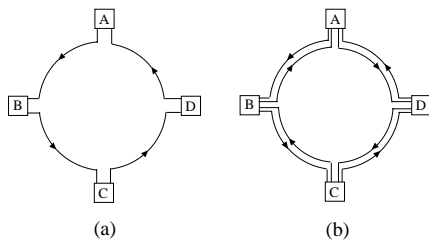


図3 第3の条件の概念図  
Fig. 3 A conceptual idea for third condition.

なお、記号  $\lceil x \rceil$  は、整数への切り上げを意味する。一方、双方向2重リングの場合は、最大伝送距離は  $\lceil \frac{N}{2} \rceil$  で、平均伝送距離は  $\lceil \frac{N}{4} \rceil$  となる。たとえば、ステーション A からステーション D にデータを送る場合、1重リングの場合は距離が3になるのに対して、双方向2重リングの場合は、距離が1となる。すなわち、双方向2重リングの方が伝送距離が短くなるが、これは平均伝達時間が短くなることを意味する。また、第4の条件でも述べる、パケットを受信ステーションで取り除く方式と併用することにより、リングのトータルスループットを大幅に上げることが可能となる。しかし、2重リングの場合、1重リングに比べてハードウェアの費用が倍以上かかること、リングへのアクセス制御が複雑になるということも考慮する必要がある。

第4の条件は、送信パケットを受信ステーションで取り除くことである。これに関する概念図を図4に示す。図4(a)は、送信ステーションでパケットを取り除く方式であり、図4(b)は、受信ステーションでパケットを取り除く方式である。図から分かるように、送信ステーションでパケットを取り除く方式では、パケットはリングを1周する。一方、受信ステーションでパケットを取り除く方式は、たとえばステーション A で送出したパケットをステーション C で取り除けば、パケットはリングを半周するだけである。このような場合、第1の条件のように同時にリングにアクセスできる方式では、残りの半周分の帯域幅を他のステーションが利用できるため、リングのスループットを大幅に増加させることができる。

## 2.2 公平性

リング型やバス型などの媒体共有型のネットワークでは、メディアアクセス方式によって、あるステーションはたくさんのデータを送信できるが、他のステーションはまったく送信できないか、送信できるデータ量が極端に少ない場合が起こりうる。このような状況を防ぐ評価尺度として公平性がある。公平性とは、優先制御などの特別な制御を行っていない限り、各ステーションが等しく送信の機会が与えられることをいう。

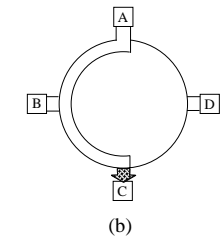
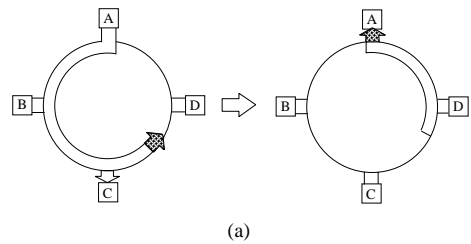


図4 第4の条件の概念図  
Fig. 4 A conceptual idea for fourth condition.

プロトコルを設計するうえで、公平性は重要な条件となる。

## 2.3 従来方式の比較

2.1 および 2.2 節で述べた4つの条件および公平性に関して、リング型ネットワークの代表的なメディアアクセス方式がどの程度条件を満足するかの比較を行う。ここで比較するメディアアクセス方式としては、トークンリング方式<sup>9)</sup>、FDDI方式、スロットッドリング方式<sup>10)</sup>、バッファインサージョン方式<sup>11)</sup>、MetaRing方式<sup>12),13)</sup>である。各方式の比較を表1に示す。

まずトークンリング方式に関しては、公平性は良いが、2.1節で述べた4つの条件すべてを満足できない方式なので、超高速ネットワークには不向きといえる。FDDI方式は、第2の条件および公平性は満足しているがその他の条件は満足していない。しかし、FDDI方式の技術はすでに完成されているので、100 Mbps程度のLANでは広く利用されている。スロットッドリング方式は、第1と第2の条件を満足している。また、第4の条件はバリエーションの違いで満足するものと満足しないものが存在する。スロットッドリング方式は、スロット長が固定なので可変長のデータを扱うとスロットに空きができてリングの利用効率が悪化するという欠点および公平性が悪いという欠点がある。バッファインサージョン方式は、第3の条件以外は満足しているので、超高速ネットワークのアクセス方式としては適した方式である。しかし、純粋なバッファインサージョン方式は、公平性が非常に悪いという欠点がある。また、リング上にインサージョンバッファが挿入され遅延が生じるので、実時間転送を目的とし

表 1 各メディアアクセス方式の比較  
Table 1 Comparison of different media access methods .

メディアアクセス方式	第 1 の条件	第 2 の条件	第 3 の条件	第 4 の条件	公平性
トークンリング	×	×	×	×	
FDDI	×		×	×	
スロットテッドリング			×		×
バッファインサージョン			×		×
MetaRing					

た場合は何らかの制御が必要になる。MetaRing 方式は、バッファインサージョン方式とスロットテッドリング方式を改良したもので、2.1 節で述べた条件をすべて満足し、さらに公平性も良い方式である。

以上のことより、現在提案されている高速リング型ネットワークのメディアアクセス方式としては、MetaRing 方式が優れているといえることができる。本論文で提案する方式も 4 章で MetaRing 方式との比較を行う。

### 3. 提案方式

2 章で述べた、超高速リングネットワークプロトコルに必要な条件を満足する方式を本章では提案する。提案方式では、スループットを大きくできること、動的なトラフィックにも適応できること、公平性を実現できることを目的とする。

#### 3.1 プロトコルの設計方針

スループットを大きくするために、以下に示すような方針で設計を行う。

- 双方向 2 重リングを用いる。
- 受信ステーションでパケットを取り除く。
- 複数のステーションで同時にパケットの送信を行うことができる。

また、公平性の実現のために次のようなことを考える。

- 1 つのサイクルの間に、各ステーションが送信のために要求した帯域幅 (パケット数) を保証する。公平性を保証する制御においては、どうしてもスループットを大きくすることを妨げる作用も働く。そこで、本提案方式では、スループットの低下を防ぐため、以下に示すような適応的な制御も行う。
- リングの帯域幅が余っているとき、通信開始時に要求した帯域幅以上の帯域が必要となったステーションには、帯域幅の増加を許す。

以上のような方針のもとに、プロトコルの設計を行う。

#### 3.2 提案方式の詳細

3.1 節で述べた設計方針を満足する方式として、本

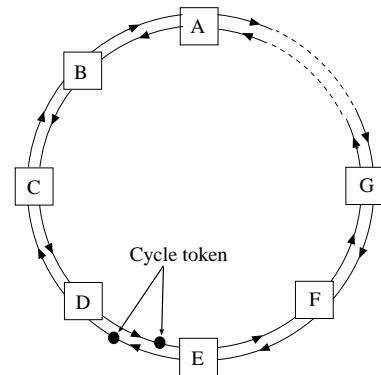


図 5 双方向 2 重リングネットワーク  
Fig. 5 A bidirectional dual ring network.

節では以下のようなプロトコルの提案を行う。まず、本プロトコルで想定している双方向 2 重リングネットワークを図 5 に示す。この図を用いて、公平性の制御に関する説明を行う。本方式では公平性を制御するため、図 5 に示すようなサイクルトークンと呼ぶトークンを用いる。サイクルトークンは各リングに 1 個ずつ、合計 2 個存在する。このトークンがリング上を 1 周回ったとき 1 つのサイクルと定義し、各ステーションがこのサイクルの間に要求した数だけのパケットを送ることを保証するものである。

具体的には次のような処理を行う。各ステーションには、1 つのサイクルの間に送信可能なパケットの数 (これをウィンドウサイズ (WS) と呼びステーション  $i$  の WS を  $WS_i$  で表す) が割り当てられていて、サイクルトークンが回ってくる間に  $WS_i$  個だけのパケットを各ステーションが同時並行して送ることができる。  $WS_i$  の初期値は、各ステーションがリング上に存在する管理ステーションに申告し、管理ステーションが調整を行い通知するものとする。調整の方法としては、管理ステーションはリング上のふくそうを防ぐため、あらかじめ最大 WS を決めておき、それ以上の WS を要求したステーションには最大 WS を通知し、最大 WS 以下の値を申告したステーションには申告した WS を通知するものとする。また、1 つのサイクルの間にステーション  $i$  がすでに送信したパケットの数を

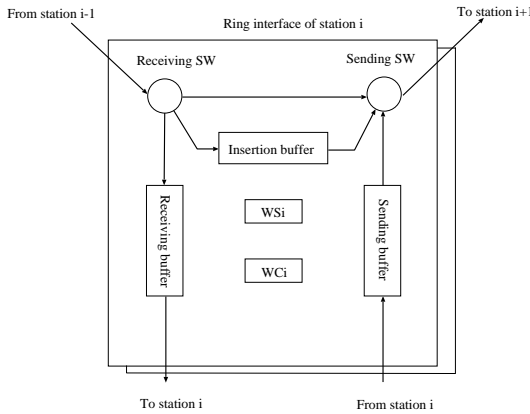


図6 リングインタフェースの構成  
Fig. 6 Ring interface structure.

数えるカウンタを  $W_{ci}$  とすると、サイクルトークンが各ステーションに到着したときの動作は次のようになる。

- $W_{Si} = W_{ci}$  のとき  
 $W_{ci}$  をクリアし、サイクルトークンを下流のステーションに送り、次のサイクルに入る。
- $W_{Si} > W_{ci}$  のとき  
 $W_{ci}$  が  $W_{Si}$  になるまでサイクルトークンを保持し、 $W_{ci}$  が  $W_{Si}$  になったら  $W_{ci}$  をクリアし、サイクルトークンを下流のステーションに送り、次のサイクルに入る。

このような動作により公平性の制御を行う。

次に、各ステーションの送信および受信動作について説明する。各ステーションは、送受信動作を行うために図6に示すようなリングインタフェースを備えているものとする。図6において、リングインタフェースは反時計回りのリングに対して示しているが、時計回りのリングに対しても同様のリングインタフェースが存在するものとする。

リングインタフェースは、送信スイッチ、受信スイッチ、送信バッファ、受信バッファ、インサージョンバッファ、 $W_{Si}$  レジスタ、 $W_{ci}$  レジスタから構成されている。ここで、各インタフェースに設置してある  $W_{Si}$  レジスタ、 $W_{ci}$  レジスタは、各リングで独立して動作するものとする。また、各ステーションからのパケット伝送方向は、宛先までの距離が短いリングを利用するものとする。したがって、各ステーションは、他のステーションの位置をあらかじめ把握しておかなければならない。これを実現するため各ステーションは、リングに接続するときに、位置情報を示すパケットを全ステーションにブロードキャストするものとする。このパケットによって、他のステーションが新たに接続

		Length (byte)	
1	1	6	6
DELs	PCFs	Destination Address	Source Address
Header		Data	
		L	
		4	
		FCS	
Trailer			
1	1		
DELc	PCFc		

図7 パケットフォーマット  
Fig. 7 Packet format.

されたステーションの位置を認識するものとする。また、新たに接続したステーションも、管理ステーションによって全体の位置情報が通知されるものとする。

各ステーションの送信処理は、次のようになる。各ステーションは、インサージョンバッファに中継するパケットがなくかつ  $W_{ci}$  が  $W_{Si}$  よりも小さいとき、 $W_{ci}$  をインクリメントしデータを送信する。インサージョンバッファに中継するパケットが存在するときは、中継が終了してから送信を行う(2章で述べた衝突回避対策)。また、送信中に上流のステーションから到着した中継パケットは、インサージョンバッファに格納する。これは、このままリングに送出すると送信パケットと衝突するためである(これも衝突回避対策)。送信されたパケットは、各ステーションの受信スイッチで宛先をチェックし、自ステーション宛でない場合はパケットを中継し、自ステーション宛のパケットであれば受信バッファに取り込みリングから取り除く(条件4)。この送信処理は、各ステーションで同時並行して行う(条件1)ことができるので、リングの利用効率を高めスループットを大きくすることが可能となる。

ここでデータの転送に用いられるパケットのフォーマットを図7に示す。パケットフォーマットは、トークンリング<sup>9)</sup>と同じものを使用するが、PCFsとPCFcのエリアは本方式では使用しないので予約エリアとしている。

次に公平性の制御における問題点について考える。公平性の制御では、1つのサイクルの間に  $W_{Si}$  分のパケットを送信したステーションは、送信データが存在してもサイクルトークンが回ってくるまで送信できない状態になる。このときリングに空きができる可能性がある。これはリングの帯域幅を有効に利用できないことにつながり、スループットの低下を招く。この現象を防ぐ制御として、次のような適応的な制御を考える。すなわち、サイクルトークンがリングを1周する時間  $R_{ct}$ 、閾値  $T$ 、定数  $Const$  をもとに  $W_{Si}$  を次のように増減してやる。

- $R_{ct} \leq T$  のとき  
 $W_{Si} = W_{Si} + Const$
- $R_{ct} > T$  のとき  
 $W_{Si} = W_{Si} - Const \geq W_{Si}$

ただし,  $WS_{ii}$  はステーション  $i$  が通信開始時に要求した  $WS_i$  の値.

この制御は, 帯域幅の増加を要求しないステーションでは必要ないので,  $WS$  を増やす操作は行わない. また, 各ステーションの  $WS_i$  は,  $WS_{ii}$  より小さくならないようにする. これによって, 各ステーションは最初に要求した  $WS$  が保証されるため, 公平性は維持されることになる. このような適応的な制御により, リング上のトラフィックが動的に変化しリングが空いたときは, 送信データが数多く存在するステーションには多くの  $WS$  を与えることによってリングの有効利用を行い, また, リング上のトラフィックが変化しリングが混雑してきたときには  $WS$  を回収することによりふくそうの制御を行っている.

次に上述した  $WS$  の増減について考察すると, 本方式では, 最初に要求した  $WS$  が必ずしもアプリケーションプログラムから要求のあったデータ量を正確に反映しているとはいえない. たとえば, 実行途中で送信バッファの中に数多くのパケットが存在する場合には,  $WS$  が不足しているものと考えられる. このような場合に,  $WS$  を増加することができれば, アプリケーションプログラムからのデータ量に適応した制御が可能になる. また, そのときの  $WS$  の上限は, 管理ステーションで設定した最大  $WS$  を超えてもよいことにする. これはリングが空いていれば  $WS$  に上限を設定しなくても, 必要なだけ与えた方がリングの利用効率が上がるという理由からである. 当然, リングが混雑してくれば, その  $WS$  は減らされることになる. また同様に, アプリケーションプログラムを実行しているときに, 最初に要求した  $WS$  が大きいと判断したステーションは,  $Ret$  の値に関係なく自主的に  $WS$  を減らし, その値を  $WS_{ii}$  に格納することができるものとする.

#### 4. 性能評価

提案方式の性能をシミュレーションを用いて評価する. 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データ領域に含まれるビット数の合計であり, 平均伝達時間は, 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受信が終わるまでの時間の平均である. また, シミュレーションを行ううえで諸条件を次のように仮定する.

- 送信するパケット長は, 指数分布とする.
- 送信パケットの到着は, ポアソン過程とする.

- 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.
- リングの全長は 100 km とする.
- 伝送速度は 1 Tbps とする.
- 定数  $Const$  は 1 とする.
- 閾値  $T$  は, 以下の式で導かれた値を使用する.

$$T = (T_{min} + T_{max}) / 2$$

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, サイクル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, 初期  $WS \times$  平均パケット長分の遅延が生じたと仮定した場合に, サイクルトークンがリングを 1 周する時間

#### 4.1 ウィンドウサイズを変化させたときのスループット特性

平均データ長 5000 バイト, ステーション数 100 台, 初期  $WS$  を 10, 30, 50, 70, 100 と変化させたときの提案方式と MetaRing 方式のスループット対平均伝達時間の特性を図 8 に, 最大スループットの比較を表 2 に示す.

MetaRing 方式は, ギガビットネットワークにおいて優れたスループット性能および公平性を持ち合わせたプロトコルであり, ギガビットネットワークの研究で比較するための対象方式として数多く利用されてきた. ここでは, MetaRing 方式をテラビットの伝送速度でシミュレーションを行ったときの特性との比較を行った.

図 8 と表 2 より両方式とも初期  $WS$  (MetaRing では変数  $k$ ,  $l$  が  $WS$  と同じ意味で使われている) が大きくなるにつれて, 最大スループットも大きくなるのが分かる. また, 提案方式と MetaRing 方式を比較すると, 初期  $WS$  が 100 のときは, ほぼ同じ特性を示すが, それ以外の場合は提案方式の方が MetaRing 方式より優れた特性を示していることが分かる. これは MetaRing 方式では, 初期  $WS$  が固定 (MetaRing は  $WS$  を動的に変更できない) であるのに対して, 提案方式ではリングが空いているときは, 初期  $WS$  を増加することができるため, MetaRing 方式よりも優れた特性を示すのである. 3 章でも述べたように最適な初期  $WS$  を決定するのは, 非常に困難なことである. 本方式のように, 動作中の送信バッファの状況を見ながら  $WS$  を動的に変更できる方が, MetaRing 方式のように動的に変更できない方式より柔軟性のある制御が可能となり, それが本方式の特長となっている.

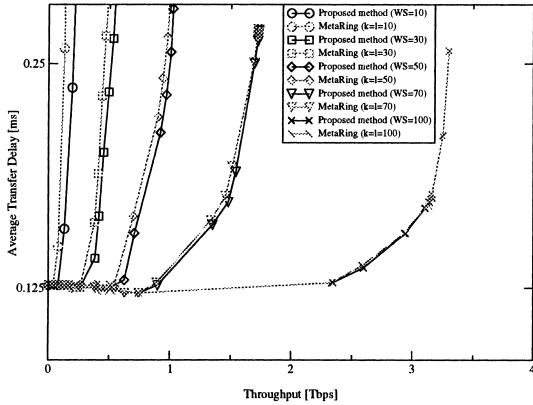


図 8 WS を変化させたときのスループット対平均伝達時間特性  
Fig. 8 Throughput vs. average transfer delay characteristics for different WS.

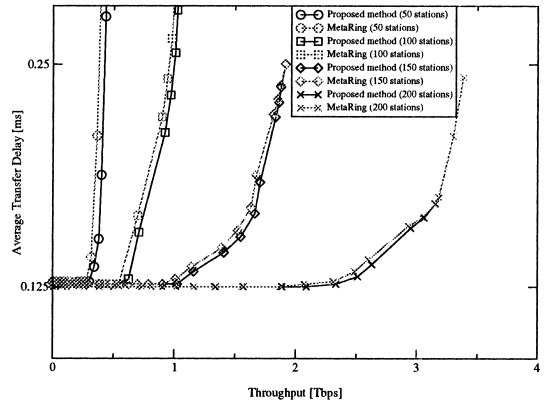


図 9 ステーション数を变化させたときのスループット対平均伝達時間特性  
Fig. 9 Throughput vs. average transfer delay characteristics for different number of stations.

表 2 WS を変化させたときの最大スループットの比較

Table 2 Comparison of maximum throughput for different WS.

WS	提案方式 [Gbps]	MetaRing [Gbps]	差 [Gbps]
10	255	170	85
30	594	570	24
50	1025	1012	13
70	1726	1724	2
100	3163	3163	0

表 3 ステーション数 ( NS ) を変化させたときの最大スループットの比較

Table 3 Comparison of maximum throughput for different number of stations.

NS	提案方式 [Gbps]	MetaRing [Gbps]	差 [Gbps]
50	471	454	17
100	1025	1012	13
150	1914	1912	2
200	3380	3380	0

#### 4.2 ステーション数を变化させたときのスループット特性

平均データ長を 5000 バイト、初期 WS を 50、ステーション数を 50、100、150、200 台と变化させたときの提案方式と MetaRing 方式のスループット対平均伝達時間特性を図 9 に、最大スループットの比較を表 3 に示す。

両方式ともステーション数が増加するにともなって、最大スループットも増加することが分かる。これはステーション数が多くなると、リング上のトラフィックも増加するため、スループットが増加するのである。図において、各ステーション数に対する特性について考察すると、各特性とも最大スループットに近づくまでは、比較的リングが空いていてサイクルトークンが回る時間も短いため、各ステーションのインサージョンバッファでの遅延や送信バッファ内での待ち時間は小さくほとんど無視できるので、平均伝達時間は一定となる。一方、最大スループット付近では、送信バッファやインサージョンバッファ内での遅延が極端に大きくなるので平均伝達時間が急激に増加する。また、提案方式と MetaRing 方式を比べると、提案方式の方が MetaRing 方式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分かる。これも、4.1 節と同様

に、リングに空きがあるときに提案方式は初期 WS を増加させることができるため、最大スループットも大きくできるのである。

#### 4.3 性能評価のまとめ

図 8、図 9 において、閾値 T の値を大きく設定することによって、スループットをこの特性以上に増加させることは可能であるが、T の値を極端に大きくすると、サイクルトークンがリングを 1 周する時間が長くなるので、パケットの実時間性が悪化する可能性がでてくる。すなわち、T の値に対してスループットと実時間性はトレードオフの関係にある。4.1 および 4.2 節のシミュレーションでは、T の値を初期 WS と平均パケット長をもとに算出したが、今後はリングの状況に応じた最適な閾値の導出法を考える必要がある。

#### 5. おわりに

リング型テラビットネットワークのためのメディアアクセスプロトコルとして、リングの帯域幅を有効に利用し大きなスループットを得ることができ、動的なトラフィックにも適応でき、さらに各ステーションが公平にリングにアクセスできることを目的としたプロトコルの提案を行った。また、超高速ネットワークとし

て必要な条件について考察し、それに対して従来方式がどの程度条件を満足するかなどの比較を行った。さらに、シミュレーションにより提案方式と MetaRing 方式の比較を行った。その結果、WS を変化させた場合およびステーション数を変化させた場合の両方において提案方式の方が MetaRing 方式より優れた特性を持つことを示した。

今後は、最適な閾値の導出法の検討や、様々なトラフィック特性を考慮した性能の評価などを行う予定である。

### 参 考 文 献

- 1) Ross, F.E.: FDDI: A Tutorial, *IEEE Communication Magazine*, Vol.24, No.5, pp.10-17 (1986).
- 2) Joshi, S.P.: High Performance Networks: A Focus in the Fiber Distributed Data Interface (FDDI) Standard, *IEEE MICRO*, Vol.6, No.3, pp.8-14 (1986).
- 3) IEEE Std 802.3u-1995 CSMA/CD Access Method, Type 100 Base-T, IEEE Standard (1995).
- 4) Gigabit Ethernet Alliance. <http://www.gigabit-ethernet.org/>
- 5) Kavak, N.: Data Communication in ATM Networks, *IEEE Network*, pp.28-37 (May/June 1995).
- 6) 小山, 丹野, 野口: 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, 情報処理学会論文誌, Vol.37, No.5, pp.790-799 (1996).
- 7) 小山, バロリ, 横山: 自己トークンプロトコルによる高速マルチメディア通信の実現, 電子情報通信学会論文誌, Vol.J81-B-I, No.3, pp.143-151 (1998).
- 8) Abeyundara, B.W.: High-Speed Local Area Networks and Their Performance: A Survey, *ACM Computing Surveys*, Vol.23, No.2, pp.221-264 (1991).
- 9) Computer Society: Token Ring Access Method and Physical Layer Specification, ANSI/IEEE 802.5, IEEE Press (1985).
- 10) Mentzner, J.J.: A High Efficiency Acknowledgement Protocol for Slotted Pierce Ring, *Proc. INFOCOM'85*, pp.333-339 (1985).
- 11) Huber, D.E., Steinlin, W. and Wild, P.J.: SILK: An Implementation of BufferInsertion Ring, *IEEE Journal of Selected Areas in Communications*, Vol.SAC-1, No.5, pp.766-744 (1983).
- 12) 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).
- 13) Chen, J., Ahmadi, H. and Ofek, Y.: Performance Study of the MetaRing with Gb/s links, *Proc. LCN'91*, pp.137-147 (1991).

(平成 12 年 8 月 29 日受付)

(平成 13 年 3 月 9 日採録)



小山 明夫 (正会員)

1987 年山形大学工学部情報工学科卒業。山形大学工学部文部技官を経て、現在、会津大学コンピュータソフトウェア学科講師。工学博士。高速ネットワークプロトコル、ネットワークエージェント、ATM ネットワークのトラフィック制御、遠隔教育に関する研究に従事。IEEE Computer Society, 電子情報通信学会各会員。



バロリ レオナルド (正会員)

1989 年アルパニア・ティラナ大学工学部電子工学科卒業。同年同大工学部助手。1997 年山形大学大学院博士後期課程修了。同年同大工学部日本学術振興会外国人特別研究員。1999 年山形大学人文学部助手。工学博士。ATM ネットワークのトラフィック制御、ファジィ制御、遺伝的アルゴリズム、協調エージェントに関する研究に従事。ファジィ学会会員。



程 子学 (正会員)

1993 年東北大学工学部博士後期課程修了。1993 年から 1999 年 3 月まで会津大学コンピュータソフトウェア学科講師。1999 年 4 月同助教授。工学博士。プロトコルの合成および実装、分散アルゴリズム、ネットワークエージェント、遠隔教育の研究に従事。IEEE, ACM, 電子情報通信学会各会員。