

解説



バス型ローカルエリアネットワーク†

高木明啓** 菅原昌平**

1. ま え が き

バス型のローカルエリアネットワーク (LAN) は、1970年代中頃の XEROX パロアルト研究所の Ethernet^{††} 開発を契機として、各所で研究、開発が開始された。バス型の LAN はリング型 LAN よりも後発であるが、Ethernet が XEROX 内で長い稼働実績を持つこと、制御方式が単純で障害に強いこと、XEROX 社がその動作原理や仕様を公開した^{†††}こと等の理由により、少なくとも米国においては LAN 製品の主流となりつつある。

本稿では、まずバス型 LAN の構成技術について簡単に述べ、次に代表的な LAN アクセス制御方式の解説と評価を試みる。更に、バス型 LAN の特徴と問題点を整理した後、実現例と今後の展望について簡単に触れることにする。

2. 構成技術

2.1 トポロジ

バス型 LAN は、複数のノードが線状に接続されたものであるが、トリー状更にはスターカプラを使ってスター状に接続されたものも論理的にはバス型と等価なので、バス型 LAN の範ちゅうに入れて扱う。したがって、バス型 LAN の物理的なトポロジには、図-1に示すようなバリエーションがある。各ノードは、コントローラ^{*}、トランシーバ及びタップを介してケーブルと接続される (図-2)。バス型 LAN では、ノードから伝送路上に送出された信号がすべてのタップを通過した後終端に達して消滅する点が大きな特徴である。

2.2 伝送媒体

バス型 LAN で使用される伝送媒体の主要なものは、より対線、同軸ケーブル及び光ファイバケーブルである。トポロジと伝送媒体には表-1に示すような相関関係が有るが、現時点で最も多く見られる組合せは以下の3種である。

- (i) 同軸ケーブルと単純バス (ベースバンド LAN)
- (ii) 同軸ケーブルと分岐バス (広帯域 LAN)
- (iii) 光ファイバケーブルとスターバス

2.3 ノード接続方式

伝送媒体とノードは通常、タップを介して接続される。タップには次の2種類のものがある。

(a) 受動型タップ

伝送路上の信号の流れを中断することなく、信号の分岐及び挿入を行う。光スターカプラも論理的には受動型タップの集合と見ることができる。

(b) 能動型タップ

伝送路上の信号を一度完全に引き込み、必要に応じて増幅や内容の変更等を加えた後、伝送路に再送出する。

能動型タップを使うと、任意の地点で伝送路上の信号を増幅したり取り除いたりすることができるが、すべてのノード (の少なくともドロップ/インサータ部) が動作しないと正常な通信が実現できない。一方、受動型タップを使うと、一度ネットワーク上に乗せた信号の増幅や除去はできない代わりに、一部のノードが動作不能になっても他のノード間の通信は正常に行えるし、ネットワーク動作中にノードの接続や除去が自由にできる。バス型 LAN の場合は、ネットワーク上の信号は終端で消滅するので、分岐損失の小さい同軸ケーブルへの接続は受動型タップが多く使われる。また、分岐損失があまり小さくできない光ファイバでも、規模の小さい LAN では受動型タップのみで構成することが可能である (例: 光スターバス)。

† Trends on Local Area Networks based on Bus Topology by Akihiro TAKAGI and Shohei SUGAWARA (Yokosuka Electrical Communication Laboratory, N.T.T.).

†† 日本電信電話公社横須賀電気通信研究所

* ノード内に収容される場合と、独立した筐体として実現される場合がある。

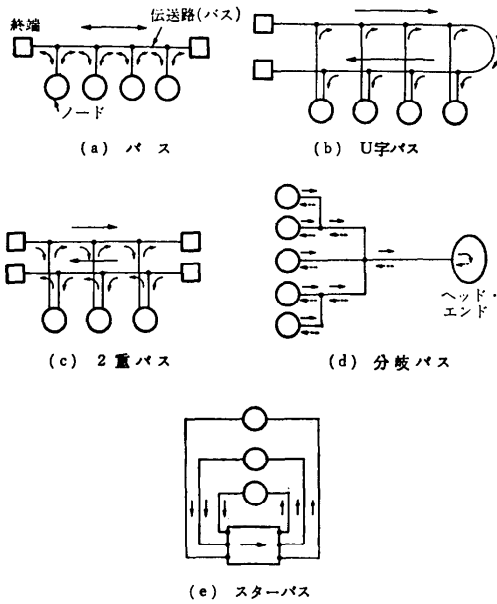


図-1 バス・トポロジ

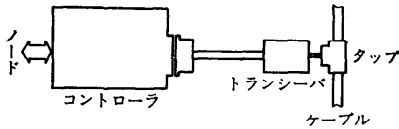


図-2 ノードとケーブルの接続

3. アクセス制御方式

バス型 LAN におけるアクセス方式には、複数のノードが送出した信号同士の衝突を許容する CSMA*系の方式と、衝突が起こらないように制御するトークンパッシング及び TDMA** とがある。CSMA 系とトークンパッシングは非同期系 (パケット交換型) のアクセス方式であり、TDMA は同期系 (回線交換型) のアクセス方式である。TDMA は、基本的には無線通信、衛星通信等に用いられる時分割多重化技術と同じものである³⁾。

これまでのところ、バス型 LAN においては CSMA 系のアクセス方式が主流となっており、トークンパッシングがこれに次ぐ。TDMA はリング型 LAN には多数採用されているが、バス型 LAN ではごく一部の例***を見るだけである。そこで、本稿では CSMA 系

* Carrier Sense Multiple Access
 ** Time Division Multiple Access
 *** 広帯域伝送を用いた分岐バスで商用化されている (the LOCAL Netter Newsletter, Vol. 2, No. 3, pp. SR-22.1~22.8)

表-1 伝送媒体とバス・トポロジ

伝送媒体	より線		同軸ケーブル		光ファイバケーブル		
	ベースバンド	ベースバンド	広帯域	ベースバンド IM			
バス・トポロジ	バス	バス	U字バス	分岐バス	バス二重バス	スターバス U字バス	分岐バス
タップ	受動	受動	受動	受動	能動/受動	受動	受動
備考	—	—	—	送信・周を 受信・波分離する	タップ 内の光を 射通ける能 動には有利	—	送信・波 受信長を 分離する

とトークンパッシングを中心に解説する。

3.1 CSMA 系⁴⁾

CSMA 系のアクセス制御方式では、送信ノードはネットワークがビジーでない時に限って送信を開始し、ビジーであればそれが解除されるまで待ち合わせる (CSMA)。また、全ノードはネットワーク上を流れる信号をすべて一度受信し、自ノード宛でないものだけ廃棄する。あるノードが送信を開始してから他のすべてのノードがそれを受信するまでは有限時間を要するため、複数ノードが近接した時刻に送信を試みると、うまく送信開始できるにもかかわらずこれらの信号が互いに衝突してしまう状態が発生する。CSMA 系のアクセス方式には、送信ノードが送信と同時に衝突の検出を行い、衝突検出後直ちに送信を中止して再送を試みるものが多い (CSMA/CD*)。再送アルゴリズムは再衝突を防ぐためのさまざまな工夫がなされているのが普通である。送信アルゴリズムと再送アルゴリズムの代表的なものを表-2に示す。

さて、バス型 LAN における両端のノード間の信号伝播時間 (最大伝播遅延時間) を D とすると、あるノード A が時刻 t に送信を開始し、他の全ノードが受信するまでには高々 D 時間かかることになる。時刻 $t+D$ 以降に A 以外のノードが送信を開始することはないから、 A と衝突を起こした送信ノード B があるとすれば、 A は送信開始後 $2D$ 時間以内に B の信号を受けることになる。この $2D$ (衝突ウインドウ時間と呼ぶ) は、CSMA 系アクセス方式において基本となる時間である。

代表的なアクセス方式について以下に解説する。

(1) CSMA

単純な CSMA では、ネットワークがビジーでな

* CSMA with Collision Detection

表-2 CSMA 系のアクセス方式

方式名	衝突の発生	ノードの変更	備考
CSMA	有り	容易	—
P-persistent CSMA	有り (CSMA より少)	容易	$0 \leq p \leq 1$, $p=1$ のとき CSMA
Acknowledge CSMA	Ack パケット以外は有り	容易	(慶応大)
固定割付	有り (優先度による)	複雑	(NSC 社)
再送アルゴリズム	ランダム	有り	容易
	binary exponential	有り (ランダムより少)	容易
	固定割付	有り (優先度による)	複雑
	プライオリティ	同一優先度は有り	容易
	再衝突回避型	無し	容易

れば直ちに送信が開始される。衝突の検出は送信側では行われず、受信ノードが受け取ったパケットの CRC チェック等によって検出するのみである。一方、P-Persistent CSMA では、ネットワークの空きを検出した時点で、

- (i) 確率 P で直ちに送信する
 - (ii) 確率 $(1-P)$ で D だけ待ち合わせ、その間ネットワークがビジーにならなければ送信する*
- というアルゴリズムを適用することにより、衝突の確率を減らしている。

この方式は、アルゴリズムは大変単純であるが、

- (i) 衝突が起こっても送信ノードが直ちにそれを知る手段が無い

- (ii) 再送時の再衝突発生の確率を減らす工夫が積極的に行われてない

ことから、負荷が大きくなると著しく効率が低下する。

(2) CSMA/CD

CSMA/CD 方式では、送信ノードが衝突の検出を行う。衝突の検出法は、使用する媒体やトポロジ等により異なる**。衝突の検出が確実にできるためには、パケット長は $2D$ 時間以上送り続けられる長さにする必要がある。送信ノードが衝突を検出すると、直ちに送信を中止し、適当な時間待ってから再送を試みる(バックオフ処理)。代表的なバックオフ・アルゴリ

* 待ち合わせ中にビジーになった場合は、空き状態になるまで待つて、(i) (ii) を再度繰返す。

** Ethernet (同軸バス) の例は後に示す。

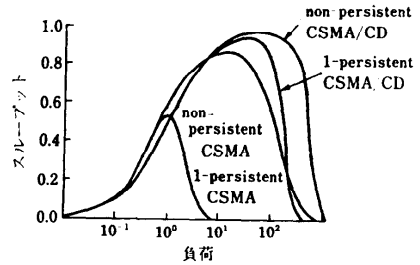


図-3 CSMA と CSMA/CD のスループット (Tobagi, F. 他: Performance Analysis of Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection, Computer Networks 4 (1980))

ムは次の3種である。

(i) ランダム

各ノードは一定範囲内の乱数を発生し、その値によって待ち時間を決める。

(ii) binary exponential

各ノードは衝突の発生回数によって決まる上限値の範囲内の乱数を発生し、その値によって待ち時間を決める。衝突の発生回数を n 、乱数の上限値を B とすれば、 $B=2^n$ である。

(iii) 固定割付け

各ノードに、その物理的な位置や優先順位に応じた待ち時間をあらかじめ割付けておく。

CSMA/CD は CSMA よりも明らかに効率が良いが、それでも比較的低い負荷状態から衝突が発生する(図-3)。ランダム・バックオフでは、再衝突の確率を低くするには乱数の範囲を大きくするのが良いが、この範囲を大きくしすぎるとネットワークが遊んでしまう確率が高くなる。binary exponential バックオフでは、衝突が頻繁に起こるほど乱数の範囲を大きくするので効率は上がるが、何回か衝突を起こしたノードの送信がどんどん遅らされる可能性もある。固定割付けは柔軟性に欠ける。

現在、binary exponential バックオフ・アルゴリズムを採用した CSMA/CD が、CSMA 系のアクセス方式の主流になりつつある。

(3) プライオリティ付き CSMA/CD⁵⁾

パケットに与えられた優先度に応じて、プリアンブル(パケットの先頭に付加された同期信号)の長さ*を変え、異なる優先度のパケットが衝突した時は優先度の高いパケットが生き残るようにする。これは、プリアンブルは衝突の如何にかかわらず送出しつづけ、

* $2D$ の整数倍

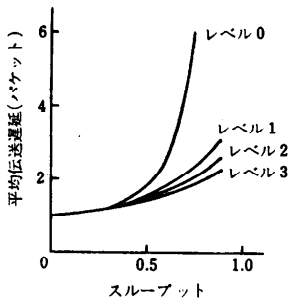


図-4 プライオリティ付 CSMA/CD の遅延特性 (飯田他: 信学会部全大講演論文集 1-276 (1981))

プリアンブル送出後も衝突が続く時に始めて送信を中止することで実現できる。送信を中止したノードは、新たに発生した低優先度のパケットに割込まれることを防ぐため、直ちに優先度の再割付けを行って再送手順にはいる。なお、最低優先度のパケットのみは binary exponential バックオフを行う。

この方式では、優先度のレベル数を増やす程衝突の確率を小さくすることができるが、高優先度のパケットのプリアンブルが長大となり効率の低下を招く。レベル数を4とした時の遅延特性を図-4に示す。なお、本方式は CSMA/CD と互換性を持っている点にも特徴がある。

(4) Ack 付き CSMA/CD⁶⁾

受信ノードが送る受信確認パケット (Ack パケット) が他のデータパケットと衝突しないように、各ノードがデータパケットを送信する場合、最低 $2D$ 時間の無信号状態が続いてから送信を開始する。無信号状態を検出する以前に送信されていたパケットに対する Ack をまだ検出していないとしても、必ずこの待ち時間中に検出するので、Ack パケットは衝突なしに送れる。データパケットの再送アルゴリズムは binary exponential backoff を用いる。

パケットを受信したノードが毎回 Ack を返す場合には、大幅に遅延を減らすことができる (図-5)。しかし、複数の受信ノードが Ack を返した場合には、Ack パケット同士の衝突が発生するため、一斉同報通信等には効果がない。

(5) 再衝突回避型 CSMA/CD⁷⁾

この方式はバス上で方向性を持つ送受信の可能なハードウェアを前提として競合モードと解決モードの2つのモードで動作する。各ノードは通常は競合モードにあって CSMA/CD でアクセスするが、衝突が発生すると全ノードは解決モードへ移行する。解決モ

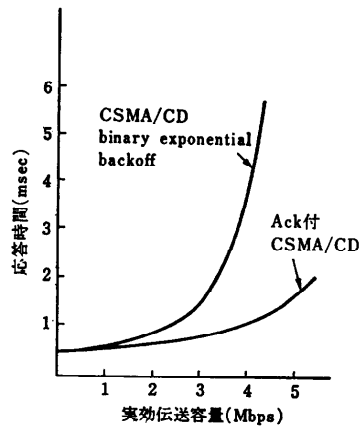


図-5 Ack 付 CSMA/CD の遅延特性⁶⁾

ドでは、衝突時に送信を行っていたノードの中で一番端のノードから順に再送を行う。衝突を起したノードがすべて再送を終了すると競合モードに戻る。解決モード中は再送パケット以外の送信は行わない。

各ノードは送信中に衝突の発生を検出すると送信を停止する。他のノードからの衝突信号があれば、送信開始後 $2D$ 時間以内にすべて受信する。したがって送信開始から $2D$ 時間までの間に、バス上どちらの方向からきた信号を受信したかを調べることで、衝突を起したノード中の自ノードの相対位置を知ることができる。送信開始から $2D$ 時間以内に受信した信号が、すべてバス上左側からきた場合、自ノードは衝突ノード中最も右にいる。右から再送を行う場合は、このようなノードがまず再送を行う。他の再送ノードは右端のノードの再送パケットを受信終了すると直ちに自分の左側へ短い信号を送る。残った再送ノードのうち右端のノード以外は信号送出と殆んど同時に、自分より右側のノードの信号を受信するため、右端のノードの再送終了を待つ。右端のノードは信号送出に成功した後、再送を行う。以上の動作を繰り返すことで、再送ノードは右側から順に再送を終了する。すべての再送ノードが再送を終了すると、全ノードは競合モードの終了待ちとなる。 $2D$ 時間より長い無信号状態を検出すると、各ノードは競合モードに復帰する。

この方式では衝突発生は1回だけである。また、再送順の決定が確定的であり、衝突による送信の遅延時間が安定するため、高負荷時にも良好な遅延特性を示す (図-6)。

3.2 トークンバッシング

トークンバッシング方式は、トークンと呼ぶ制御情報

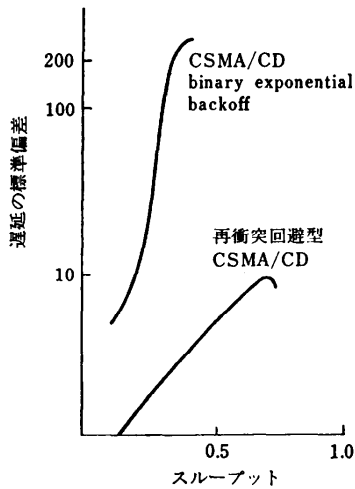


図-6 再衝突回避型 CSMA/CD の遅延特性⁴⁾

をノード間に循環させ、トークンを受け取ったノードだけにネットワークの使用を許すものである。すなわち、各ノードはトークンを受け取った時に初めて送信を開始し、送信終了後にトークンを次のノードにわたす。

トークンパッシングは、適用するトポロジによって次の2つに分類される。

(i) トークンリング

リング型 LAN では、トークンを下流の物理的に隣接したノードにわたすことによって、簡単にトークンの循環が実現できる。

(ii) トークンバス

バス型 LAN では、①普通、送信信号が送信ノードの両側に伝わるので、物理的な位置関係によって次のノードを一意的に決めることができない、②リングと違ってネットワークが物理的に閉じてない、等の理由から、トークンの循環は簡単には実現できない。したがって、バス型 LAN の場合は、トークンを「次にわたすべきノードのアドレス」を設定したパケットの一種として実現することにより、論理的なリングを構成する必要がある。

以下に、IEEE プロジェクト 802 で作成している標準化案(B)をもとに、トークンバスの制御方式について解説する。

(1) トークンの循環

論理リングは、実際に通信に参加しているノードをその物理アドレスの大きい順に論理的に並べることによって構成される(最小のアドレスを持ったノードは

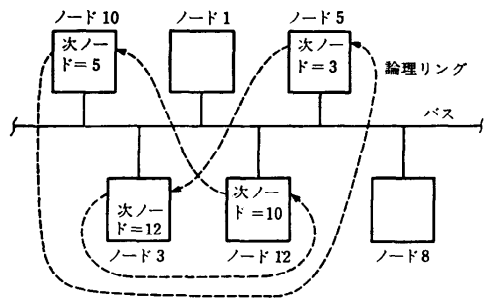


図-7 論理リング

最大のアドレスを持ったノードへリンクされる)。各ノードは、論理リングに沿って1つ隣のノードにトークンをわたす(図-7)。

トークンを受け取ったノードは、送信パケットがあれば、トークン保有限度時間がくるまでの間送信を続ける。送信パケットが無くなるかトークン保有限度時間が過ぎた場合は、次のノードにトークンをわたす。ただし、各ノードは、次のノードにトークンをわたしてから1スロット時間(2D+ノード内処理に要する最大時間)の間は、トークンを管理する責任を負っている。すなわち、次のノードがこの間何も送信しなかった場合は、そのノードに異常が発生したか、あるいはトークンが紛失したと判断し、論理リングの再構成を行う必要がある。

(2) 論理リングの初期化

ネットワーク上の無信号状態が長時間続いた場合は、ネットワークの(再)初期化を行う必要がある。まず最初にトークンを生成するノードを決定する必要がある。これには実際に通信に参加しているノード中最も大きなアドレスを持つノードが選ばれる。但し実際には特定のノードが毎回選ばれるのを防ぐため、まず各ノードはランダムに生成した2ビットと自分のアドレスとから成るビット列を番号として使う。最大の番号を持つノードの選択は以下のように競争方式で行われる(図8-(a))。

i) 各ノードは先に得た番号の先頭の2ビットの値を使って $2 \times (\text{先頭2ビットの値}) \times (\text{スロット時間})$ の長さ(0, 2, 4, 6 スロット)の I (情報) フィールドを持つパケットを送信する。

ii) 送信終了後1スロット待ってまだ他のノードのパケットを検出する場合は、先頭の2ビットの値が自分より大きなノードがあるので競争をおりる。

iii) 同様にして続く2ビットの値を比較し最後に

残ったノードが最大の番号を持つものとしてトークン生成ノードに選ばれる。

このようにして最初は最大の番号を持つノードただ1個からなる論理リングが作られる。このノードは最初にトークンを生成する権利を確保し、トークン要求処理(4)を行う。

(3) 論理リングの再構成

トークンを次のノードに渡した後1スロット時間以上無信号状態が続く場合は、このノード(A)は次のノードに何らかの異常が生じたと判断して再構成を行う。

まず「最高位選択」パケットを送信し、2スロット時間様子を見る。「最高位選択」パケットを受信したノードの中

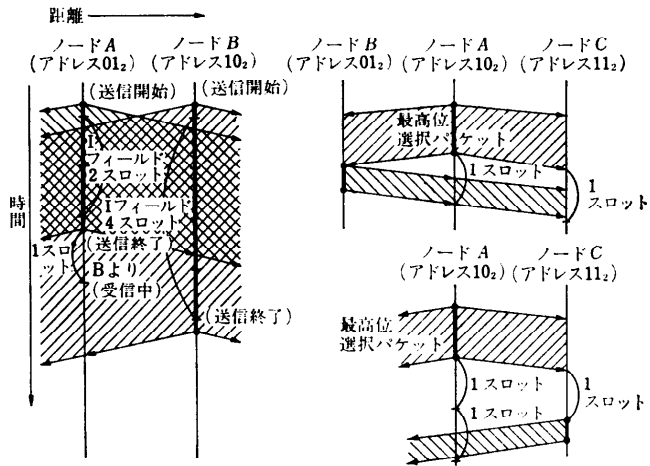
でノード A よりアドレスが小さなものは、パケット受信後直ちに自分のアドレスを知らせるパケットをA宛に送出する。ノード A よりアドレスの大きなノードはパケット受信後1スロット時間待ち合わせ、その間に何も受信しない時に限りノード A に自分のアドレスを知らせる(図-8(b))。ノード A が2スロット時間以内に他ノードからパケットを受け取るのは次の4つのケースである。

(i) ノード A がパケット送出後1スロット時間以内に正常なパケットを受信した場合:Aよりアドレスの小さいノードが1つだけ存在することを意味しているので、Aは次にトークンをわたすべきノードをこれに変更し、トークンを送り直す。

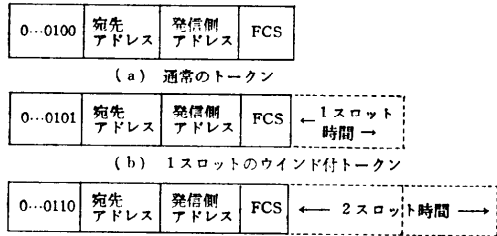
(ii) 1スロット時間以内に何も受信せず、2スロット時間内に正常なパケットを受信した場合:Aが最小アドレスのノードで、かつ A より大きなアドレスを持つノードが1つだけ存在することを意味するので A は次にトークンを渡すべきノードをこれに変更し、トークンを送り直す。

(iii) フレーム送出後1スロット時間以内に意味不明のパケットを受け取った場合:Aより小さなアドレスを持つノードが複数あって、それらの応答パケットが衝突した事を意味する。この場合(2)で述べた方法を使ってこれらのノード中最も大きなアドレスを持つものを選び、リンクを作り直す。

(iv) パケット送出後1スロット時間内に何も受信せず2スロット時間内に意味不明のパケットを受取った場合:Aより大きなアドレスを持つノードが複数あ



(a) 最大アドレスノードの選択 (b) 論理リングの再構成
図-8 トークンリングの初期化・再構成



(a) 通常のトークン (b) 1スロットのウインド付トークン (c) 2スロットのウインド付トークン
図-9 トークンの形式

って、それらの応答パケットが衝突したことを意味する。同じく A よりアドレスの大きなノード中最大のものを選びリンクを作り直す。

(4) トークン要求処理

論理リングの初期化で勝ち残ったノードは、トークン要求パケットを送出してダメ押しをする。パケット送出後に他ノードのトークン要求パケットを受信した場合は、トークンの獲得をあきらめることで多重トークンの発生を防いでいる。無事トークンを得たノードは論理リングの監視(5)を行う。

(5) 論理リングの監視

新しいノードの参加を可能とするため、各ノードは定期的に論理リングの監視を行う。論理リング監視の順番がきたノード(A)は、トークンを受取った後通常の動作に移る前に「要求ウインド付きのトークン」を送出する。もし自ノードが論理リングの最下位なら2スロット、それ以外の場合は1スロットの「要求ウインド付きのトークン」を使う(図-9)。参加要求ノードは、自分のアドレスがノード A のアドレスより小

さいときは、「要求ウインド付きのトークン」を受信後直ちに自分のアドレスを知らせる要求パケットを A に送る。自分のアドレスがノード A のアドレスより大きいときは、2 スロットの「要求ウインド付きのトークン」を受信し、続いて1スロット時間の無信号状態を検出した時に限って自分のアドレスを知らせる。A は要求ウインド付きのトークンを送出後伝送路を監視し、正常なパケットを受信した場合はその情報をもとにリングの再構成を行う。複数ノードが要求パケットを送出した場合、A は衝突により壊れたパケットを受信する。この場合は「要求者決定パケット」を送信する。参加要求ノードは、このパケットを受信すると自分のアドレスの先頭の2ビットの値(0~3)だけのスロット時間無信号状態が続いた場合にのみ要求パケットを送出する。こうしてアドレスの先頭2ビットが最も小さいノードのみ生残る。以上の手順を次の2ビットについて繰返し、最後に参加要求ノード中最もアドレスの小さいものが選ばれる。ノード A は最小アドレスのノードを論理リングに組込んだ後通常の動作に戻る。

バス型 LAN のトークンパッシングは、

- ① パケット長の制限がない
- ② 遅延時間の最大値がほぼ (ノード数) × (ノード内トークン保留時間) + $\sum_{\text{全ノード}} (\text{論理リング上の隣接2ノード間の伝播遅延})$ でおさえられる

等のリング型 LAN と同様の特徴を持っている。一方、これまでの説明で明らかのように相当複雑な制御とオーバヘッドを要する。またノードのアドレスの付与方法によってはトークンが一巡するのにバス上の最大伝播遅延時間よりはるかに長い時間を要するため、特に低負荷時に効率が悪くなる。

3.3 その他の方式

(1) 予約パルス方式⁹⁾

ネットワークの一端に位置する制御ノードが予約開始信号を送出し、送信要求を持つノードはこれに応えて予約パルスを送出する。これらのノードは受信したパルス数を数えて自分の順番を知り、他ノードが送信したパケット数を数えて自分の順番になった時、送信を開始する。

(2) ラウンド・ロビン方式⁹⁾

ネットワークは単方向性の伝送路を使ってU字バス型に構成される(図-1 (b))。ネットワークへのアクセスは予約パルスを用いて上流のノードから順番に行う。送信を終ったノードは一定時間の無信号状態を検

出するまで、すなわち全ノードがひと通り送信を終わるまで待ち状態にはいる。なお、この方式には他に幾つかの変形がある。

(3) 制御線を用いる方式¹⁰⁾

データバスとは別に制御線を設け、これを用いて上流から順に送信を開始させるよう制御する。

これらの方式の内、制御ノードの存在を前提にするものは、効率が良く、またパケット長の制限等も無いが、信頼性に難がある。一方、完全に分散制御を行うものは、効率が悪くなる。

4. 特徴と問題点

4.1 一般的な特徴

バス型 LAN の最大の特徴は、リング型 LAN と違ってネットワークが物理的に閉じておらず、ネットワーク上に送出された信号は終端で必ず消滅する点にある。したがって、伝送路へのノードの接続は受動型タップを介して行うことが可能であり、ノードの故障がネットワーク全体に波及することも無いし、また使用中のネットワークに任意の時点でノードの追加、削除を行うことも可能である。これは、今後のオフィス内通信のように、ネットワークにおける接続ノード構成が動的に変化する環境では大変重要な性質である。

一方、バス型 LAN では、信号が全ノードに伝播した後、送信元ノードに帰ってこないことがないので、一般には送信先に正常に届いたか否かを送信元でアクセス制御レベルで知ることが難しい。したがって、このような送達の確認が必要な場合は、上位プロトコルで行うことになり、効率の低下は避けられない。

4.2 アクセス方式

CSMA 系のアクセス方式は一般に、

- (i) 低負荷時に効率が良い
 - (ii) 伝送誤り等の各種異常を全く衝突発生と同じに扱うことができ、アルゴリズムが単純かつ強力である
- という長所を持っている。一方、パケットの衝突が発生するので、

(i) 多くの方式では高負荷時に著しく効率が低下し、遅延特性が不安定になる

(ii) パケット長には下限値が設けられる

という欠点もある。(i)については再衝突回避アルゴリズムにより大幅に改善されるが、(ii)についてはまだうまい解決法が見つかってない。最短パケット長は、伝送路長と伝送速度に比例して大きくなり、1 km

のバスで 100 Mb/s の伝送を行う場合、約 1000 ビットにもなる。

これに対し、トークンパッシング方式は、一般に高負荷時の効率が良く遅延特性も安定しているが、トークン等の制御情報がアルゴリズムの複雑さ、信頼性等のボトルネックになっている。加えて、バス型 LAN では論理リングを構築するためにアルゴリズムの大幅な複雑化とオーバーヘッドの増加を招いており、リング型 LAN のような効率の良い伝送は実現不可能である。

4.3 ベースバンドと広帯域

バス型 LAN の伝送方式には、多くの LAN が採用しているベースバンド伝送と搬送波を用いる広帯域伝送¹¹⁾がある。普通、ベースバンド伝送用の受動型同軸ケーブル・タップは双方向伝送用、広帯域伝送用のタップは単方向伝送用である。ベースバンド伝送方式は広帯域伝送方式に比べて効率が悪く、伝送容量や分岐数があまり大きくとれない。また、ベースバンド LAN では隣接タップ間の干渉を避ける工夫等が必要である。一方、広帯域 LAN ではノードの接続に必ず RF モデムが必要となり、これが高価であることが大きな問題となっている。

5. 実現例

5.1 製品動向

現在製品化されているバス型 LAN は、代表的なものだけでも 10 数種存在する¹²⁾が、その大部分が CSMA 系、特に CSMA/CD を採用した同軸ケーブルの LAN である。トークンパッシングは制御方式が複雑なため殆ど採用されていないが、IEEE プロジェクト 802 の標準化案に CSMA/CD、トークンリングとともに採用される見込みなので、今後製品化されていく可能性もある。

5.2 Ethernet

CSMA/CD を採用した代表的な同軸バス型 LAN である Ethernet のアダプタ構成を図-10 に示す。トランシーバは同軸ケーブルに対する送受信と衝突の検出を行う。同軸ケーブルへの送出信号は直ちに受信回路へはいつてくるので、衝突検出は送信中の信号と受信中の信号を比較することにより実現できる。すなわち、送信終了まで双方が一致し続ければ首尾良く送信できたことを意味し、途中で一致しなくなれば衝突が起こったと判断する。コントローラは、パケットの組立て・分解、受信パケットの宛先アドレスのチェッ

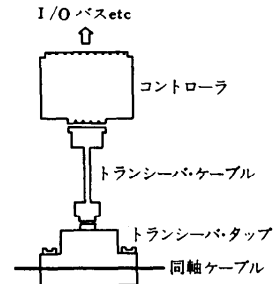


図-10 Ethernet のアダプタ構成

ク、衝突時のバックオフ処理、破壊パケットの検出・廃棄、CRC 符号の付加及びチェック、直並列変換、データのエンコード・デコード等を行って、ノードプロセッサにインタフェースする。

6. 今後の展望

6.1 複合通信

CSMA 系のアクセス方式を使ったバス型 LAN は、トークンパッシング方式を使ったリング型 LAN とともにベースバンド LAN の主流になると考えられている。一方、今後のオフィス通信においては、会話音声やビデオ等高い実時間性が要求される通信も含めた複合通信の実現が期待されている。1つのバス型 LAN でこのような複合通信を実現する方法として、次のようなものが考えられる。

(i) 周波数多重化(FDM)や時分割多重化(TDM)により、実時間専用のチャンネルを設ける広帯域 LAN 等

(ii) プライオリティ制御により、実時間性の要求されるパケットの伝送を優先させる(プライオリティ付き CSMA/CD)

(iii) 遅延特性の優れたアクセス方式を用いる(再衝突回避型 CSMA/CD、トークンパッシング、予約パルス方式等)

(i) はビデオや大量の会話音声のサポートに、(ii) (iii) は比較的小さな音声トラフィックがデータ・トラフィックと混在している場合に適している。

6.2 光ファイバ LAN

光ファイバケーブルを用いたバス型 LAN の場合、受動型タップ(光分岐・結合器)の実現技術にまだ次のような問題点が残されている。

(i) 光分岐・結合器内の通過損失が大きい

(ii) 光分岐・結合器内及びケーブルとの接続部での反射が大きい

このため、光ファイバケーブルを使ったバス型 LAN の多くはまだ研究段階にあり^{13),14)} その中では小規模のスターバストポロジを採用した LAN¹⁵⁾ の研究が比較的進んでおり、一部製品化も行われている。

参 考 文 献

- 1) Metcalfe, R. and Boggs, D.: Ethernet: Distributed Packet Switching for Local Computer Networks, Comm. ACM, Vol. 19, No. 7, pp. 395-404 (1976).
- 2) DEC, Intel and Xerox: The Ethernet, A Local Area Network, Data Link Layer and Physical Layer Specifications Version 1.0 (1980).
- 3) Hopkins, G. T.: Multimode Communication on the MITRENET, Computer Networks 4 pp. 229-233 (1980).
- 4) Kleinrock, L. and Tobagi, F.: Packet Switching in Radio Channels: Part 1-Carrier Sense Multiple-Access Modes and Their Throughput-Delay Characteristics, IEEE Trans. Comm., Vol. COM-23, No. 12, pp. 1400-1416 (1975).
- 5) 飯田, 安田: CSMA/CD ローカルエリアネットワークにおける優先権付与方式に関する検討, 信学技報, SE 81-55, pp. 23-29 (1981).
- 6) Tokoro, M. and Tamaru, K.: Acknowledging Ethernet, Digest of papers, COMPCON 77 Fall, pp. 320-325 (Sep. 1977).
- 7) 高木, 山田, 菅原: マルチメディア・ローカルネットワーク: Monet, 情報分散処理システム研究会資料 13-3 (1982).
- 8) 上野, 池ヶ谷, 入江, 富永: Reservation Ether Network による統合サービス機能の評価実験, 信学技報, SE 80-151, pp. 15-22 (1980).
- 9) Fine, M. and Tobagi, F.: Performance of Round Robin Schemes in Unidirectional Broadcast Local Networks, Conference Record ICC '82, pp. 1C. 5.1-1C. 5.6 (1982).
- 10) Eswaran, K., Hamacher, V. and Shedler, G.: Collision-Free Access Control for Computer Communication Bus Networks, IEEE Trans. Software Engineering, Vol. SE-7, No. 6, pp. 574-582 (1981).
- 11) 北見, 高木: ローカルエリアネットワーク関連の技術動向, 情報処理, 本特集号掲載.
- 12) 山鳥: ローカルネットワークは企業情報戦略のツールとなるか, コンピュートピア, 6月号 p. 20 (1982).
- 13) 臼井, 植木, 石川, 鹿田他: マルチワークコンピュータシステム用光分岐形データバスの試作, 信学技報 EC 79-23 (1979).
- 14) 大島, 松本, 伊東: 波長変換装置を用いた放送モード光ネットワーク, 信学部全大 予稿集 1-262 (1981).
- 15) Rawson, E. and Metcalfe: Fibernet: Multimode Optical Fibers for Local Computer Networks, IEEE Trans. Comm., Vol. COM-26, No. 7, pp. 983-990 (1978).

(昭和 57 年 8 月 10 日受付)