

制御用分散処理を目的とした2重バス CSMA/CD システム†

本間 裕 二^{††} 笠原 宏^{††}

制御用分散処理に必要な高速レスポンスを達成するため、従来のバス型 LAN に新たに制御線を追加した CSMA/CD システムについて述べる。CSMA/CD 系ではトークンリングと異なり送信フレームは送信終了と同時に消滅してしまうため、ACK は受信ノードがフレームを用いて返す必要がある。ACK の衝突を回避することによりレスポンスを向上させた ACK 方式は著名であるが、フレーム受信機1スロット以内に汎用の CPU, LSI を用いて ACK を返すのは困難であり、また同報通知時における ACK の衝突は回避できない。本システムはこれらの背景より、フレームの物理的到着を送信側に通知するための制御線を有した二重バストポロジを採用することにした。このトポロジにより送信側は送信とほぼ並行して受信側のステータスを検出することが可能となり、同報通知時には受信ノードが制御線を並列駆動することにより一括して ACK が得られるようになった。

1. はじめに

半導体プロセスの進歩により安価で高性能な電子制御装置が供給されるようになり、産業分野における自動化は推進の一途をたどっている。従来、比較的大規模な計算機で複数の NC 機器を管理していた集中処理方式は、このような背景のもとに比較的小規模な計算機群によって構成される分散処理¹⁾に変化してきている。複数の計算機により、ある一つのジョブを遂行するためには各計算機同士が情報を交換し合い、同期を取りながら動作する機構が確立される必要がある。計算機間の通信を担うネットワークは分散処理にとって必須のものであり、現在までに多くのものが開発、製品化されている。

構内レベルでのデータ伝送手段としては LAN が挙げられる²⁾。LAN は 1970 年代初頭、異機種間相互接続の一方式として提案され始め、その後 OA 分野において急速な発展を遂げた。LAN が提供する機能として任意間通信のほかに、共有資源へのアクセスが挙げられる。OA 分野では前者はファイル転送、メールボックス等であり、後者はデータベース、大型計算機へのリモートログイン等である。制御分野における LAN の適用を考えた場合、その対象の相違から種々の問題が生ずる。OA 分野では主に大容量なデータの実効伝送効率向上に主眼が置かれるが、制御分野では一時に伝送するデータ量は比較的小さいが実時間性が大きく問われるからである。GM 社が提案する

MAP³⁾などはこの問題に積極的に取り組んでいると言えよう。

本論文は適用範囲を、特に構内レベルの局所的な制御用分散処理に定め、計測、制御に必要とされる実時間性を有したネットワークの物理層とメディアアクセス部の新方式を提案し、動作のための論理的考察を行うとともに、シミュレーションによりその有効性を評価するものである。

2. バス型システムにおける ACK 問題

低価格、高信頼性、システム規模の点から本ネットワークはバス型トポロジを用いる。バス型はリング型のように送信ノードにデータが戻らず、データは送信終了とともに消滅する。よって物理的な伝送の成功は、別に ACK という形で受信側がメディアアクセス以上の階層でフロー制御を行い、送信側に通知する方式が採られる。送信終了と同時に ACK が得られないという条件を有したものに公衆回線がある。CCITT 勧告 X.25 のデータリンク制御に用いられている HDLC は、受信の物理的、論理的な成功を RR パケットによって通知する。またシーケンス番号を用いて複数のパケットの ACK をまとめて取ったり、送受両者に送信パケットがある場合は ACK 情報をデータに相乗させることにより、全二重通信も可能となっている。しかしながらバス型で実時間性が要求される分野に、このプロトコルのみを用いてデータ伝送を行った場合、以下の問題点がある。

- 送信後、ACK が得られるまでのタイムアウトの設定によりシステムのパフォーマンスが大きく変化する。
- 物理的に受信されていなくても、少なくともタイム

† A Double Bus CSMA/CD System for Distributed Processing on Controlling by YUJI HONMA and HIROSHI KASAHARA (Department of Electrical Engineering, Faculty of Engineering, Tokyo Denki University).

†† 東京電機大学工学部

アウトを起こすまで再送が行われない。

- すべてのパケットに対し ACK を返させた場合、ACK 同士の衝突等で回線効率が上がらない。(ACK パケットは短いのでバス型にとってよけい不利である。)
- 複数のパケットの ACK をまとめて得ようとした場合、最後のパケットが発生するまで ACK を得られない。(制御分野では文書転送等とは異なり各パケットは独立している場合が多い。)

このような問題を解決するため、所らは原理的に ACK パケットの衝突を回避した ACK 方式を提案した⁴⁾。受信側は物理的な受信成功の可否を受信直後に ACK, NAK で送信側に通知する。送信側は NAK,

あるいは1スロット以上待っても返答がない場合は直ちに再送準備に移行できる。この方式はリアルタイム性を追求する上で優れたものであるが、

- 通常パケットはバスが空いてから2スロット以上待ってからでないと送信が行えない。
- 同報通知により各ノードに一斉に ACK パケットが発生した場合の衝突は回避できない。
- 受信直後、1スロット以内に受信の成功の可否を判断し即座にパケット送信を可能とするには、かなり複雑な制御回路かカスタム LSI を用いる必要があり、汎用部品で手軽に構成するには難点がある。

等の問題がある。

本ネットワークは図 1(a)に示すように、フレーム

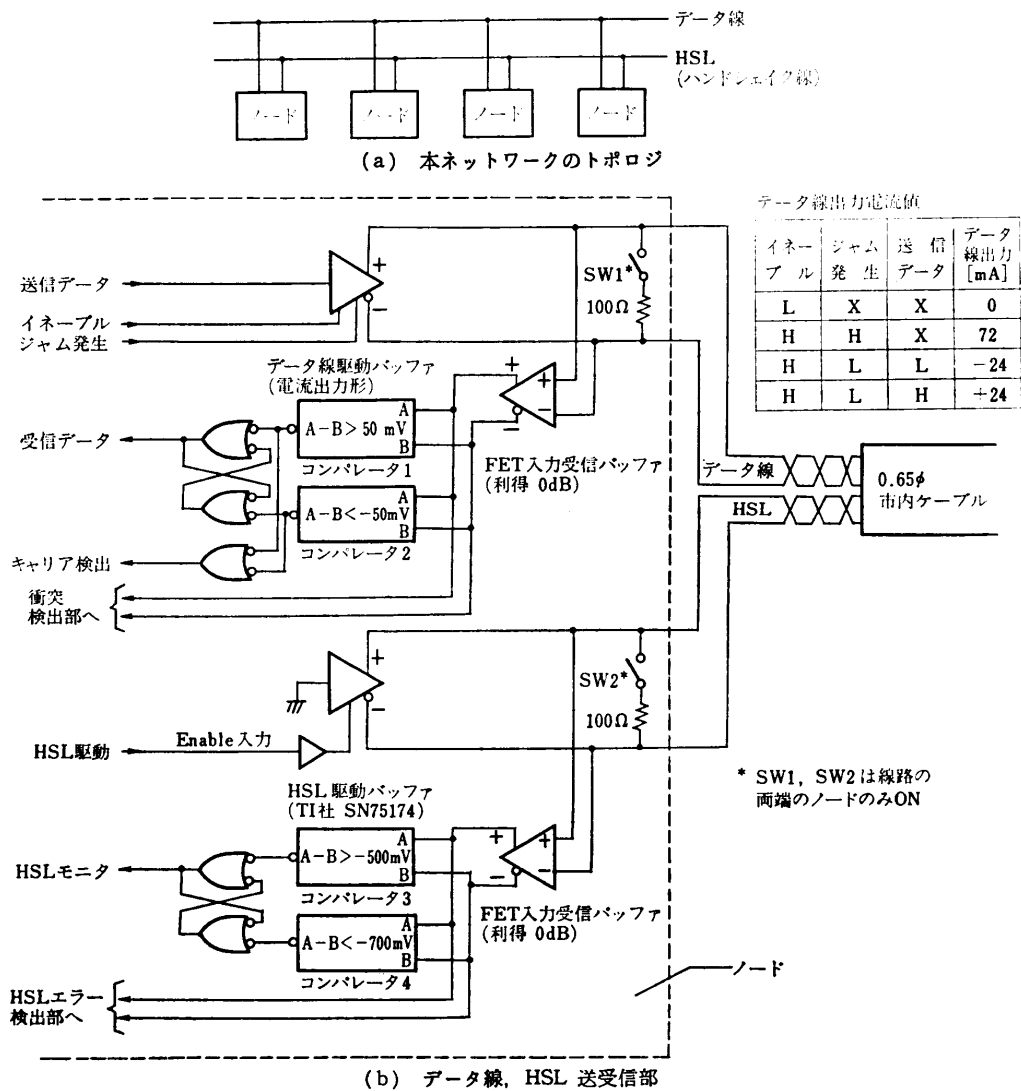


図 1 本ネットワークの物理的・電気的構成
Fig. 1 Configuration of this network.

PA	OF	DA	SA	Ctrl	Data	FCS	CF
----	----	----	----	------	------	-----	----

PA: プリアンブル
 OF: オープニングフラグ, 1 byte
 DA: 送り先アドレス, 2 byte
 SA: 送り元アドレス, 2 byte
 Ctrl: 制御コード, 1 byte
 FCS: フレームチェックシーケンス, 2 byte
 CF: クロージングフラグ, 1 byte

図2 本ネットワークで扱うフレームフォーマット
 Fig. 2 Data frame format.

の物理受信成功の可否を通知するための制御線を1本設けた、一種のマルチチャンネルバストポロジを有する(以後この制御線のことをハンドシェイク線、あるいは略して HSL と呼ぶ)。図1(b)に各ノードの送受信部を示す。伝送ケーブルには 0.65 mm 径の市内ケーブルを用い、データ線、HSL にそれぞれ一対のツイストペア線を使用する。各ツイストペア線は両端を 100Ω で終端されている。データ線の駆動バッファは 72 mA, ±24 mA, ハイインピーダンスの4値を出力する電流出力形のものである。±24 mA は通常の NRZI 信号の H, L 状態に相当し、72 mA はフレームのプリアンブル部、およびジャム信号発生時に出力される。データ線の受信バッファはデータ線に現れる電圧を差動で受ける。スレッシュホールド電圧は 0 V であり、±50 mV のヒステリシスを有する。

一方、HSL の駆動用バッファは EIA RS-485 対応の民生用 IC をハイインピーダンスと L の2値出力で使用する。HSL 受信バッファは差動入力形であり、スレッシュホールド電圧は -0.6 V, ヒステリシスは ±100 mV である。

本ネットワークでは上記の電気的仕様の元に 500 m の伝送路内に接続された 64 個のノード間で 1 Mbaud の NRZI 信号を用いた相互通信を行うことを目的としている。以下その動作を明確にするため、「3. 本装置の動作原理」と題して「ハンドシェイク線の動作」、「同報通知時におけるハンドシェイク線の動作」の各節で、本装置の具体的な動作内容を記述する。

3. 本装置の動作原理

3.1 ハンドシェイク線の動作

ハンドシェイクとは2装置間のデータ伝送に際し、お互いの動作速度が異なるとき、相手の状態を確認し合ってデータを伝送する方

法をいう。

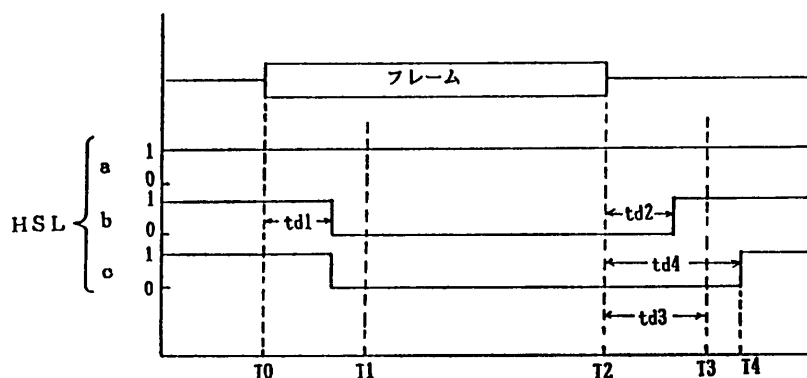
本ネットワークではこのようなハンドシェイクの概念をシリアルデータ列からなるパケット伝送に導入した。本ネットワークで扱うフレーム形式を図2に示す。

バスに接続されているノードがこのフレームより得られる情報は、

1. オープニングフラグに続くアドレスによるフレーム取込みの是非
2. クロージングフラグによりフレーム終了を検出した時点での伝達誤りの有無

の2者がある。情報1と情報2の組合せにより、4個の状態が構成されるが、フレームが自ノード宛でない場合、情報2は省略できる。したがって実質3個の状態が構成される。情報1において自ノード宛であった場合を1、情報2においてエラーが検出された場合を1とし、2者から構成される状態を(情報1, 情報2)で示すことにする。今、仮に $a=(0, x)$, $b=(1, 0)$, $c=(1, 1)$ とし、各状態を時間推移を含んだ1本のハンドシェイク線に対応させたのが図3である。

同図で時刻 T_0 はフレーム送信開始時刻、 T_1 は送信側で HSL により情報1が得られる時刻、 T_2 はフレーム送信終了時刻、 T_3 は送信側で情報2が得られる時刻、 T_4 は状態 (1, 1) 時に、受信側がある遅れ



a オフライン, b 伝送成功, c 伝送失敗

図3 本ネットワークのハンドシェイク線の動作
 Fig. 3 Signalling by a handshake line (HSL).

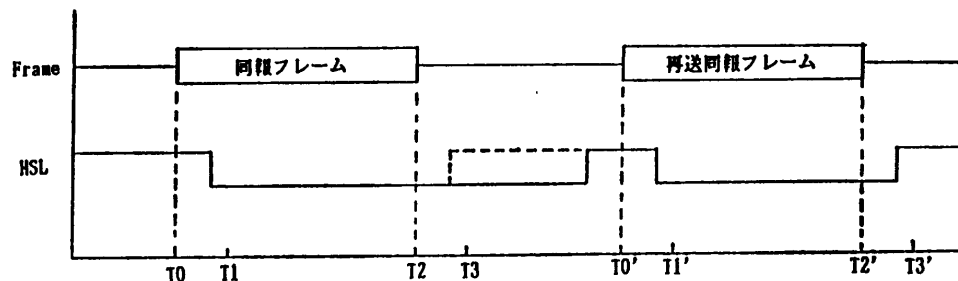


図4 同報通知のHSLの動作 (試作案)
Fig. 4 Principle of broadcasting by HSL.

を持って HSL をリセットする時刻である。送信側は HSL の状態を時刻 T1, T3 でモニタすることにより送信成功の可否を判断する。具体的には a, c は伝送失敗, b のみが伝送成功, すなわち ACK である。(ただし, アドレスを読み誤ったノードが HSL を駆動した場合も c の状態を採るため, 回線品質によってはレスポンスタイムが ACK 方式より劣化する可能性がある。)

本ネットワークで用いるハンドシェイク線は以上のようにデータフレームの伝送において, 送信側にほぼ並行して伝送の有効性を通知する機能を提供する。したがって通常のフレーム伝送時には, パラレル伝送で用いられているように伝送のスピードを送受どちらか遅いほうに合わせる機能は提供しない。

このほかに本方式は, 時刻 T1 で伝送の有効性の一部を確認できるため, もし無効 (=HSL が "H") であったなら, 無駄な伝送を防止できる大きな特徴を有している。

3.2 同報通知時におけるハンドシェイク線の動作

3.2.1 同報通知⁵⁾⁻⁸⁾

同報通知は, システム内に属する全ノードに同一のデータを伝送することである。制御システムを考えた場合, 制御対象の状態変化によって決定される制御情報が複数のノードから必要とされる時等に使用される。リアルタイム環境では事象通知と呼ばれる概念で扱われておりシステムの同期を取る上で必要不可欠な機能である。同報通知を通常のバス型で実現する方法は代表的なものとして次の2者が考えられる。

- (1) 全ノードに個別にメッセージを送り, その度に ACK を得る。
 - (2) 1個の同報メッセージを送り, 全ノードからの ACK を得る。
- (1)の方法は単純であるが, n 個のノードに対しては n 個のメッセージと n 個の ACK を必要とする。(2)の方法は1個のメッセージと n 個の ACK で済

むが, 同報メッセージ送信直後, 各ノードが一斉に ACK を返そうとするため, 過渡的な負荷の上昇を招く。特に ACK 同士の衝突による遅延はバス型のシステムにおいて最も問題となる現象である。その点, ACK 同士の衝突を回避した GACK Ethernet⁹⁾は優れた一方式である。

3.2.2 同報通知のハンドシェイク線による一括 ACK

本ネットワークは, 3.2.1 項で述べた問題の改善策として, 同報通知時に HSL により一括して ACK を得る機能を持たせた。原理は至って単純であり, HSL を L とハイインピーダンスの2値を採る RS-485 対応バッファで駆動することによる。これは GPIB の NRFD*, NDAC** 信号線と物理的な構成は異なるが, どれか一つのノードが AND タイ駆動される信号線をアクティブにすれば送信側に動作の無効を通知できるといった点で類似している。具体的には, いずれかの HSL 駆動バッファが L を出力していれば HSL は L を呈す。(電源断のノードの HSL 駆動バッファは, ハイインピーダンス状態を採る。)全ノードのうち1以上のノードが受信に失敗した場合の HSL の動作とそれに対する再送の様子を図4に示す。

図4において, 時刻 T1 までに同報フレームのグローバルアドレス (=0FFh) によって全ノードの HSL ドライブバッファは "0" を出力する。時刻 T2 で, 伝送誤りを検出した受信ノードは HSL ドライブバッファ出力を "0" のままにする。ここで受信に成功したノードは HSL ドライブ出力を HiZ^{***}にリセットするが(同図, 破線), AND タイにより HSL は引き続き "0" を呈す。受信に成功したノードは自身の HSL ドライブ出力を HiZ にリセットした後も HSL

* Lレベルで受信準備ができていないことを示す GPIB の信号線。

** Lレベルで受信データを取り込んでいないことを示す GPIB の信号線。

*** ハイインピーダンスの略記。

が0のままであったなら、同報通知の失敗を認識し次の再送同報フレームに備え受信フレームを捨て再び受信態勢に入る。一方、時刻 T3 で通知の失敗を検出した送信ノードは、受信に失敗したノードが受信準備を完了して HSL をリセットするまでは待機する。HSL がリセットされた時点で通知側は再送同報フレームの送信を開始する。

また送信側は再送までの間、データ送信バッファを HiZ にしないためバスは専有され続け、他の同報通知が通知完了まで入り込むことはない。

しかしながら、この方式では全ノードに確実にデータを伝送することはできない。なぜなら図3において a の状態であったノード、すなわち、グローバルアドレスまでの伝送誤りによってフレームに回答しなかった場合と、受信準備ができていなかった場合は HSL の AND タイによって無視されてしまうからである。この取りこぼしをなくすため、同報フレームの送信法に図5のような方式を採用することにした。

同図において、同報フレーム送信側はデータ送信バッファをアクティブにした後、オープニングフラグ送出時間を若干遅らせる。つまりフレームプリアンブル部を通常のフレームより長く取る。バス上のデータを傍受している全受信ノードは $CaSense=0$ (バスが HiZ 以外の状態になったことを示す) になってから $twpa$ 経過してもオープニングフラグが検出されず、その後 $tdff$ 以内にオープニングフラグが検出されたとき、同報フレームと判断し HSL を 0 にセットする。一方、TG0 から $twpa$ 以内にオープニングフラグが検出された場合は通常フレームと判断する。もし

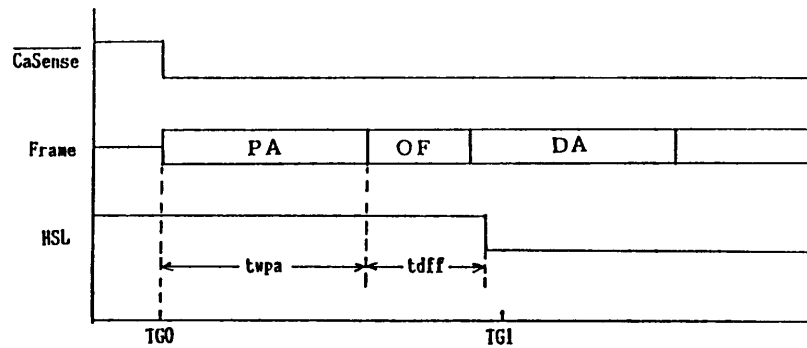


図5 同報フレーム送信方式
Fig. 5 Transmission of broadcasting frame.

同報フレームと判断しても受信態勢に入っていない場合と同図 TG0~TG1 の間にオープニングフラグが検出されない場合はデータ送信バッファをアクティブにして強制的に衝突を発生させ、送信側に同報通知の無効を検出させる。以上の原理を用いた HSL による同報通知を図6に示す。

4. ハンドシェイク線のエラー対策

伝送ノイズは電気的な信号において必ず発生する正常な現象であり、伝送誤りを引き起こす要因の大半を占める。誤りの種類として単発的なランダム誤りと連続的なバースト誤りが挙げられ、前者は主にガウス雑音、後者はインパルス性の雑音に起因する。ハンドシェイク線上のデータはフレームのような誤り検出用符号を有しないため、S/N が確保できない場合は大きな問題となる。GPIB のような一度ノイズが乗れば、物理レイヤーにおける伝送の信頼性が全く保証されないハード構成を避けるため、本装置は幾つかの対策を設けている。以下ノイズによる誤りの例とその対策について述べる。

図7に伝送失敗を呈していた HSL がノイズにより誤認識された例を示す。同図 a' において送信側は時

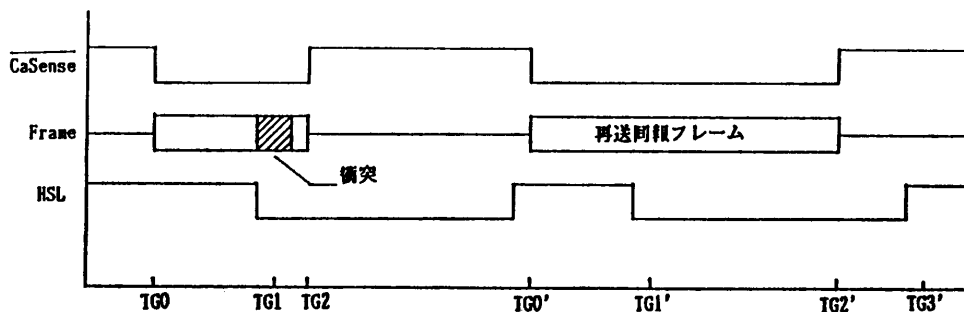
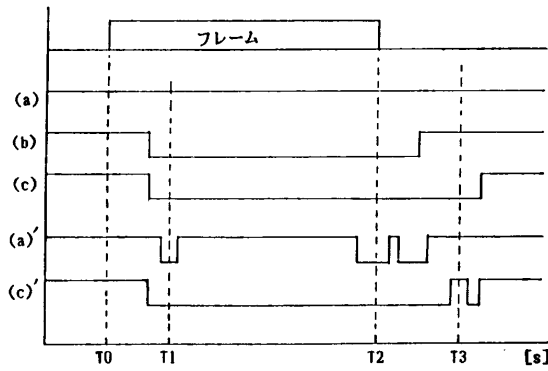


図6 改良された同報通知時の HSL の動作
Fig. 6 Improved HSL signal for broadcasting.



(a) オフライン (b) 伝送成功 (c) 伝送失敗

図 7 HSL の誤動作例

Fig. 7 Example of signal corruption on HSL.

時刻 T_1 で HSL が 0, 時刻 T_2 で 0, 時刻 T_3 で 1 であることから, フレームが正常に伝送できたと判断した由である。

HSL は時刻 $T_0 \sim T_1$ でいったん 0 になったら T_2 まで 0 を保持する必要があることから, エラー検出 1 を以下のように定める。

HSL エラー検出 1: 時刻 $T_0 \sim T_2$ で HSL が 0 ~ 1 に遷移した場合, エラーとする。

また時刻 $T_2 \sim T_3$ についても同様なことが言え, HSL はいったん 1 になったら T_3 までの期間 1 を保持しなくてはならない。

HSL エラー検出 2: 時刻 $T_2 \sim T_3$ で HSL が 1 から 0 に遷移した場合, エラーとする。

一方, 同図 c' は受信ノードがフレーム中の FCS により伝送誤りを検出し, 時刻 T_3 で HSL に 0 を出力していたが, ノイズにより 1 に誤動作した例である。

送信側は, $T_0 \sim T_3$ の HSL の状態が正常であるため, この場合のエラー検出は T_3 以降で行わなければならない。仮にエラー対策 2 と同様な方法を用いたとしても, $T_3 \sim T_4$ の時間内に HSL が 0 に復帰するとは限らない。

ここでノイズの性質について少し考えてみる。伝送の距離の分散が小である場合, 一般に高 S/N が得られガウス雑音による伝送誤りよりも, 電磁弁や SCR のスイッチングに伴うインパルス性雑音が誤り要因の多くを占める。本ネットワークは, データ線と HSL の 2 対のツイストペアを伝送路として用いており, それらは互いに等しい終端抵抗で終端されている。した

がってインパルス性ノイズに対する環境は両者はほぼ等しく, 同じようなノイズが両者に観測される。

このことから, もし HSL に 0 レベルを打ち消すインパルスノイズが発生したなら, データ線にもノイズが混入し送信側ノードは $\overline{CaSense}$ によってこれを検出できる可能性が高い。よってエラー検出 3 を次のように定めた。

エラー検出 3: 時刻 $T_2 \sim T_3$ でデータ線に信号が検出されたならエラーとする。

最後に古典的方法であるが, エラー検出 4 として HSL の振幅範囲を規定する方法を採用した。

エラー検出 4: HSL が規定以上の振幅を呈したならエラーとする。

5. シミュレーションによる評価

本章では, 提案したシステムの性能評価を行うためシミュレーションにより特性を算出し, 従来の CSMA/CD, CSMA/CD/ACK 方式の 2 者との比較, 検討を行う。

5.1 モデリング

対象としたネットワークの構成はデータバスに関しては 3 者とも同一の通信路を用いるものとした。ただし, 本システムはデータバスのほかに同一長の HSL を有するものとする。時間の単位はすべてバスの往復伝搬遅延に等しいスロットで正規化する。バスには 11 台のノードが接続され, ノード 1 のみが, 他ノードの 1/10 の確率で同報フレームの送信を行う。残りの 10 台は等確率でメッセージフレームを生成し, フレームを受信したノードは ACK フレームを返す。

モデルにおける仮定条件とパラメータを次のように定める。またフレームの構成を図 8 に示す。

(1) ネットワーク内ノード数は 11 個であり,

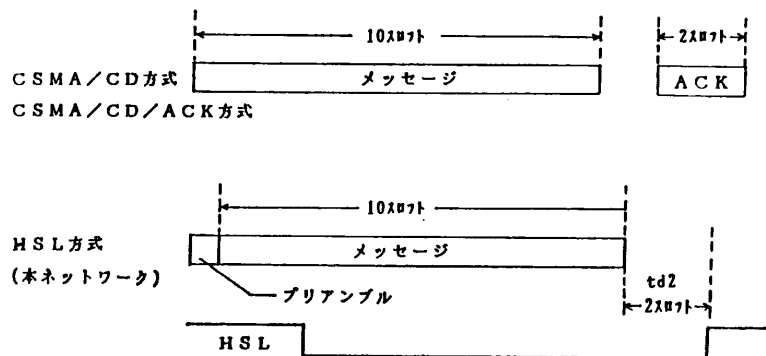


図 8 フレームの構成

Fig. 8 Structure of a frame.

ノード1のみが通常フレームと同報フレームの送信を選択できる。通常フレーム特性評価時には ACK 同士の衝突が問題となるので、ノード1は同報通知を行わない。

(2) 各ノードは均一分布確率によりメッセージを生成する。生成確率 P_c は以下の通りである。

$$P_c = \frac{\text{負荷}}{\text{メッセージ長} \cdot \text{ノード数}}$$

(3) メッセージが生成されても前のメッセージの ACK を待っている場合は、リジェクトする。すなわちバッファリングは行わない。

(4) 送り先は自ノードを除いた 2~11 の乱数によって決定される。よって、1を除いた各ノードのメッセージ到着確率は等しい。

(5) メッセージ送信を待っているときにメッセージを受信した場合は ACK 送信を優先する。

(6) 伝送誤りはないものとする。

(7) 本システムでは HSL で伝送成功通知を行うので ACK フレームは返さない。ただし、HSL が1になるまで、メッセージを送信することはできない。

(8) HSL の立上り遅延 (図 8, td2) はスループット算出に加えるものとし、プリアンブルは除くものとする。

(9) メッセージ発生から、到達確認が得られるまでの時間をレスポンスタイムと呼ぶことにする。

5.2 通常フレームのレスポンスタイム

図 9 に通常フレームのレスポンスタイムを示す。スループットが 0 に近づいた場合、図 8 より 3 者とも 1.3 を示すはずである。CSMA/CD は負荷の上昇に敏感で最も遅延が大きくなる。これに対し CSMA/CD/ACK は ACK 同士の衝突が発生しないため、メッセージ送信後 3 スロット以内に到達確認が行える。しかしながら負荷が上昇してくるとメッセージは 2 スロット以上の回線の空きを確認しなければ送信を行えないため、スループットの上限は CSMA/CD 方式より小さくなっている。本システムは CSMA/CD/ACK 同様、メッセージが回線を獲得すれば一定期間内に到達確認を行えるために小さな遅延ですんでいる。また、CSMA/CD/ACK 方式と違いメッセージ送信は回線が空いてから 1 スロット以内に行えるのでスループットの点でも有利である。ちなみに 2 スロットの送信待ちをほどこした場合は CSMA/CD/ACK の特性と一致する。

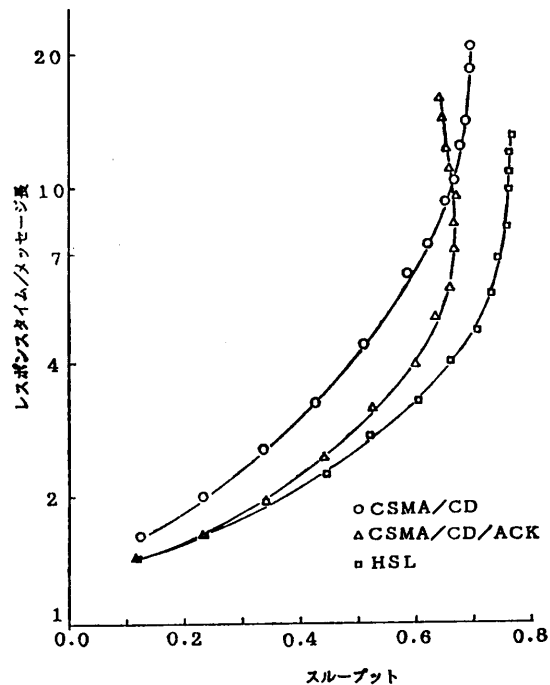


図 9 通常フレームのレスポンスタイム

Fig. 9 Throughput-response time characteristics for normal frame.

5.3 同報通知時のレスポンスタイム

同報通知にはその代表的な方法としてグローバルアドレスを有した 1 個の同報フレームで被通知側から複数の ACK を取る方式が挙げられる。本節では最初に CSMA/CD, CSMA/CD/ACK 方式の 2 者における同報フレーム送信遅延と、全 ACK 取得時間についてシミュレーション結果を示し、最後に本システムとの比較を行う。

同報フレームの送信遅延を図 10 に示す。低負荷時には両者ともほぼ同様な特性を示すが、高負荷時には前述の理由で CSMA/CD/ACK 方式は不利となり遅延が増大している。図 11 は、同報フレーム送信後、全ノードからの ACK を取得するのに要した遅延である。

低負荷時において CSMA/CD/ACK のほうが遅延が大きい。これは、ACK フレームをその時のバスアクセス確率にかかわらず直ちに返すため、10 ノードすべてが衝突を起こすためと考えられる。CSMA/CD は同報フレーム受信時に衝突による再試行メッセージを有していたなら、ACK フレームは再試行フレームが持つバスアクセス確率で送信される。したがって 1 回目に衝突を起こすノード数は CSMA/CD/ACK よりも少ない。一方高負荷時には CSMA/CD のほうが

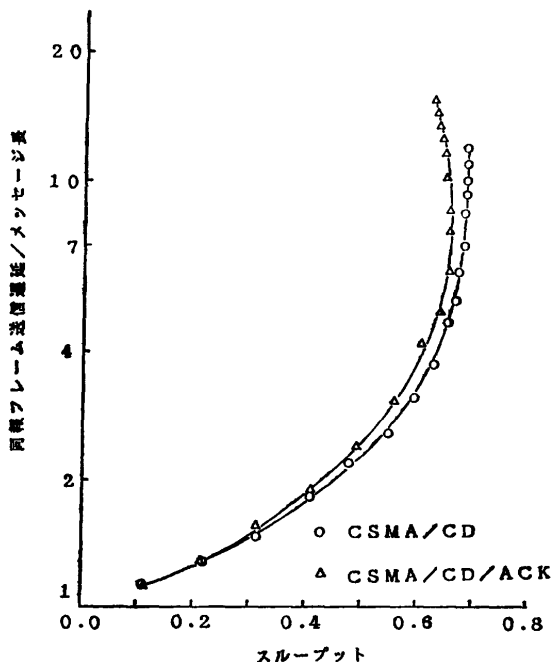


図 10 同報フレームの送信遅延
Fig. 10 Throughput-delay characteristics for broadcasting frame.

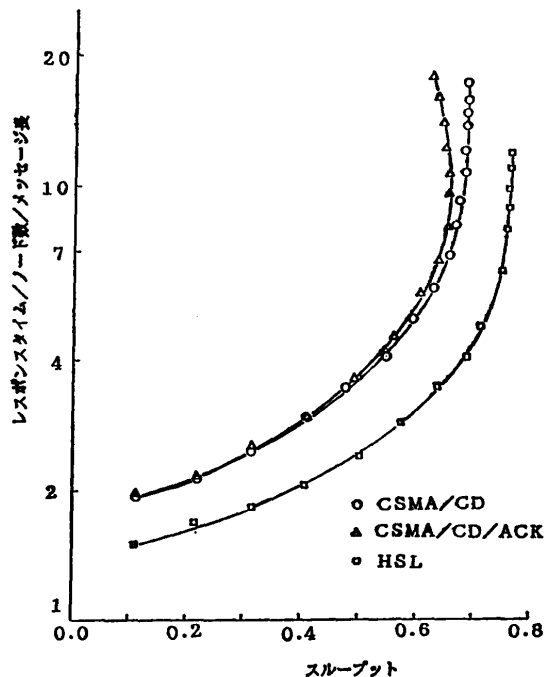


図 12 同報フレームのレスポンスタイム
Fig. 12 Throughput-response time characteristics for broadcasting frame.

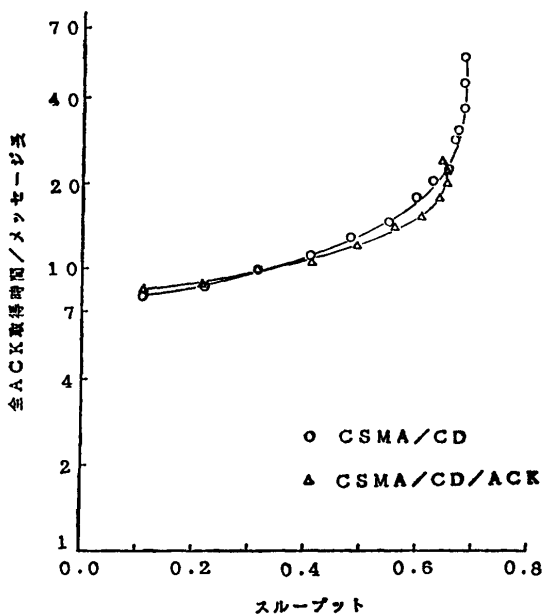


図 11 全ノードからの ACK 取得時間
Fig. 11 Time to get ACK from all nodes.

遅延が大きくなっている。これは全ノードが ACK を返し終わるまでに新たなフレームが生成され、メッセージの送信が入り込んでくるからである。CSMA/CD/ACK 方式は ACK フレームの優先度のほうが高いため CSMA/CD よりもメッセージ発生による影

響を受けにくい。

本システムは 3.2 節で述べたように HSL によって一括して ACK を得る。したがってレスポンスタイムは大幅に改善される。一方 CSMA/CD, CSMA/CD/ACK 方式は通知ノード数の増加に比例してレスポンスタイムは悪化する。よって図 12 にはレスポンスタイムとして図 10 の遅延に図 11 の遅延をノード数 10 で割ったものを加えた値を示してみた。同図から明らかなように本方式は同報フレームのプリアンプルを長く取っているのにもかかわらず、良好な特性を有していることがわかる。

6. おわりに

計測、制御分野における分散処理は今後、計算機の小型化、高性能化、低価格化とともに進展し、各機器間の通信を担うネットワークの高機能化は更に望まれていくことであろう。低価格、高信頼性という点で小規模なシステムには従来バス型が多く使用されてきたが、物理的な伝送の成功を迅速に得ることはできず、実時間性が要求されるアプリケーションには不利とされていた。このような背景のもとに本論文は、従来のバス型にフレーム単位のハンドシェイクを行う制御線を 1 本追加したネットワークポロジを提案し以下の

点を明らかにした。

まず3章では、本装置の動作原理を明らかにし、特に制御分野において頻繁に利用される同報通知に対して、ハンドシェイク線を AND タイで駆動することにより一括して ACK を提供する方式を提案した。またその際、AND タイによる未応答ノードの取りこぼしを解決するため、可変プリアンプ長による同報フレームの検出機構を提案し、本装置の同報通知が保障されることを明らかにした。4章では、外来雑音によるハンドシェイク線の誤動作について検討し、インパルス性雑音に対してはデータ線とハンドシェイク線の両者を監視することにより、誤りを検出する方法を提案した。

5章では、シミュレーションにより本装置と従来のメディアアクセス方式との比較を行い、本装置が通常フレームおよび同報フレームのレスポンスタイムにおいて優れた性能を有していることを明らかにした。

以上より本装置は通信線のコスト比があまり大きくならないような局所的分散処理において、バス型の一つの欠点とされていたレスポンスタイムの問題を大きく改善できる方式であることが明らかにされた。

今後、本装置に期待されることとして異機種間相互接続のための上位階層の実装が挙げられる。

参 考 文 献

- 1) 田中：分散処理アーキテクチャ，情報処理，Vol. 28, No. 4, pp. 370-376 (1987).
- 2) 塚本：ローカルエリアネットワークの技術，情報処理，Vol. 28, No. 4, pp. 419-428 (1987).
- 3) 飯村：MAP 入門，オーム社，東京 (1987).
- 4) 田丸，所：CSMA-CD 方式における各種衝突制御方式とアクノレッジ方式の性能比較，信学技報，Vol. J65-D, No. 5, pp. 527-534 (1982).
- 5) 喜連川：多重チャンネルリングバスにおけるブロードキャスト伝送制御手順，情報処理学会分散処理システム研究会資料，5-2 (1980).
- 6) 長谷川：同報通信アルゴリズムの一検討，信学技報，IN 85-112, pp. 17-22 (1985).
- 7) 鶴田：大量データの高效率送信用簡易高信頼度ブロードキャスト，情報処理学会論文誌，Vol. 27, No. 4, pp. 462-470 (1986).

- 8) 齊藤，所：同報送信に対する Ack 機能を備えた CSMA/CD 通信方式 GAck Ethernet の提案，電子情報通信学会論文誌 B, Vol. J72-B, No. 4, pp. 523-532 (1988).
- 9) 下山：完全分散形光 LAN の一構成法，電気学会論文誌 D, Vol. 107-D, No. 12, pp. 1461-1467 (1987).
- 10) 上谷：ローカルエリアネットワーク：イーサネット概説，丸善，東京 (1985).
- 11) 宮崎：マイクロコンピュータ・データ伝送の基礎と実際，CQ 出版社，東京 (1984).
- 12) 前川：分散処理システムにおける同時実行制御，情報処理，Vol. 28, No. 4, pp. 387-394 (1987).
- 13) 田畑：OSI 明日へのコンピュータネットワーク，日本規格協会，東京 (1987).
- 14) 本間，笠原：小規模分散処理を目的としたネットワークシステム，昭和 62 年電気学会全国大会，464 (1987).
- 15) 本間，笠原：局所分散処理に於ける事象通知の一方式，昭和 62 年度電気関係学会東北支部連合大会，1G5 (1987).

(昭和 63 年 4 月 5 日受付)

(昭和 63 年 11 月 14 日採録)



本間 裕二 (正会員)

昭和 37 年生。昭和 61 年東京電機大学工学部電気工学科卒業。昭和 63 年同大学院修士課程工学研究科電気工学専攻修了。同年アンリツ(株)に入社。現在ロジック用測定器の開発

に従事。



笠原 宏 (正会員)

昭和 15 年生。昭和 39 年東京電機大学電気工学科卒業。昭和 45 年同大学博士課程満期退学。工学博士。同大学助手、講師、助教授を経て現在工学部電気工学科教授。パワーエレクトロニクス、計算機制御、制御用分散処理システム、オブジェクト指向言語によるシステム設計法の研究に従事。電気学会、ロボット学会、IEEE、ACM 各会員。