

## 優先権機能を有するランダムアクセス パケット交換構内計算機網†

飯田 一朗<sup>††</sup> 石塚 満<sup>††</sup>  
安田 靖彦<sup>††</sup> 尾上 守夫<sup>††</sup>

ローカルコンピュータネットワークに適した通信方式として知られる Ethernet は、経済的で信頼性の高いネットワークである。ところが、チャンネルの負荷が重くなると、衝突が頻発するため、応答性が悪くなる。

本論文では、応答性を改善するため、パケットの重要度に応じて優先順位を与えた新方式 Priority Ethernet を提案するとともに、トラヒック解析、モデルシステムの試作により方式の評価を行う。Priority アルゴリズムは、パケットの先頭に優先順位に応じた長さのプリアンブルを付加し、衝突したパケットの中で最も長いプリアンブルを持つパケットのみが生き残り、チャンネルが確保されるという方式である。その結果、優先順位の高いパケットは、チャンネルが過負荷の場合にも、一回の送信で成功する確率が高くなるため、応答性が著しく向上する。また、優先順位の低いパケットの特性は、オリジナルの Ethernet とほとんど変わらず、全体のスループットも向上することが判明した。一方、Priority 付加によるハードウェア量の増加も少なく、分散制御が維持されているため、経済性、信頼性、ならびに拡張性の良さといった Ethernet の特長は、ほとんど損なわれていない。

### 1. ま え が き

ミニコン、パーソナルコンピュータの普及に伴い、同一敷地内にある複数の計算機、端末を有機的に結合し、資源の共有、メッセージ交換を主目的とする構内計算機網に対する関心が高まっている。

構内計算機網は、ARPA ネットに代表される広域計算機網に比較して伝送方式の制約が少ないため、独自の構成をとることが可能である。代表的なものとしてループ状ネットワークと Ethernet 方式がよく知られている。ループ状ネットワークには、各ノードで蓄積転送を行う方式<sup>1)</sup>と、伝送路を共有伝達媒体とするが、制御を集中化する方式<sup>2)</sup>とに大別される。前者は伝送路にアクティブな中継器が縦続に多数介在するため、また後者は通信制御が一局に集中した構成となるため、いずれも局部故障がシステム全体に波及する可能性が高く、信頼性には多少問題がある。一方、Ethernet<sup>3), 4)</sup>は両端を整合終端した一本の同軸ケーブルを伝送路とし、ALOHA ネット<sup>5)</sup>に代表される無線パケットと同様、ランダムアクセスパケット交換を行う方式であり、伝送路にアクティブな部分が存在せず、制御が各局に分散しているため、信頼性、拡張性が高

い。また有線の性質を利用してチャンネルのビジー検出、衝突検出を行うため、ランダムアクセスでありながら高い回線利用効率を得ることができる。しかしながら、パケットの入力レートが増大した過負荷の状態では、頻発する衝突のために再送回数が増加し、応答時間が長くなる。文献6)では受信確認信号(Ack)以外のパケットに強制的に待ち時間を設けることにより、応答時間が大幅に短縮されることがシミュレーションにより示されている。

本論文では、パケットの重要度に応じて優先順位を設け、これの高いパケットほど衝突しても正しく受信される確率が高くなるような一方式——Priority Ethernet を提案し、トラヒック解析により方式の評価を行うとともに、システムの実現可能性を示すため、モデルシステムの設計、製作を行っている。

### 2. 優先権機能をもつ Ethernet - Priority Ethernet

優先権機能は、Ethernet の長所である制御の分散による信頼性向上といった特徴を損なわない形で導入することが望ましい。ここでは、Ethernet の衝突検出機能を利用し、優先順位の高いパケットは、衝突しても送信をあきらめず、ほかのパケットが送信放棄することにより、伝送路が確保されるアルゴリズムを提案する<sup>7)</sup>。

制御アルゴリズムは次のようなものである。

† Random Access Packet Switched Local Computer Network with Priority Function by ICHIRO IIDA, MITSURU ISHIZUKA, YASUHIKO YASUDA and MORIO ONOE (Institute of Industrial Science, University of Tokyo).

†† 東京大学生産技術研究所

1) 各パケットの先頭に Priority レベルに応じた長さのプリアンブル信号を付加する。最低位のレベル 0 パケットにはプリアンブルは付加されない。

2) チャンネルがビジーのときは、オリジナルの Ethernet と同様、空くまで送信を保留する。(1-Persistent CSMA<sup>9)</sup>)

3) 送信を開始して衝突が検出されたときは、各パケットはプリアンブルの期間だけ送信を続ける。

4) プリアンブル期間中に衝突が検出されなくなったときは、そのまま送信を続け成功する。(これは衝突の相手が自パケットより低いレベルであったことを意味する。)

5) プリアンブル送出後も依然として衝突が続いているときは、即座に送信を中止し、ランダムな遅延の後再びチャンネルをチェックする。(これは、衝突の相手が自分と同じか、より高いレベルであったことを意味する。)

本アルゴリズムにより、複数のパケットが同時に送信して衝突が生じた場合でも、その中で最も長いプリアンブルを有するパケットのみが生き残り、送信が成功することになる。しかし、局間には伝搬遅延が存在するため、上記アルゴリズムが正しく動作するためにはプリアンブル長を下記の条件を満たすように定めなければならない。すなわち、レベル  $i$  のパケットのプリアンブル長を  $L_i$  (ビット) とすると、

$$L_i > 2iDR \text{ (ビット)} \quad i=0,1,2,\dots,n. \quad (1)$$

ここで  $D$  は、局間の最大伝搬遅延(秒)、 $R$  は伝送速度 (bps) である。

(1) 式から判るように、本方式は、レベルを多数設けたときに、レベルの高いパケットのオーバーヘッドが不要に長くなる欠点があるが、最初の  $2D$  で衝突を検

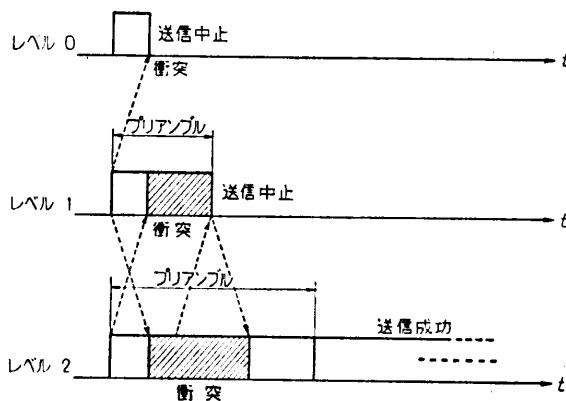


図 1 Priority 機能の原理

Fig. 1 Realization of the priority function.

出しない場合には、そこでプリアンブルを打ち切ってオーバーヘッドを減少させることができる。

図 1 にレベルの異なるパケットの衝突時に、本機能が実現される様子を示す。一方、同レベルパケット同志の衝突の際は Priority 機能は働かないが、双方とも送信中止するため、デッドロックの心配はない。

### 3. Priority Ethernet のトラヒック特性

Ethernet のトラヒック特性についての解析は、従来あまりなされていない<sup>9)</sup>。特に、1-Persistent プロトコル (ビジーのとき空くまで待つ) については、まだ報告がない。そこで、無線パケットのスループット解析の手法を応用して本方式の性能評価を行う<sup>10)</sup>。本文ではレベルを 2 個に限定する。

#### 3.1 解析のモデル

(1) 定常状態を仮定する。

(2) 各レベルのパケットの送信要求は、再送分も含め互いに独立なポアソン過程に従うとし、レベル  $i$  のチャンネルトラヒック、スループットをそれぞれ  $G_i, S_i$  とし、全体のトラヒック、スループットをそれぞれ  $G, S$  とする。

(3) プリアンブルを除いたパケット長は一定とし、その長さを 1 に正規化する。

(4) 局間伝搬遅延はすべて等しいものとし、これを  $a$  とする。解析の際は、最大伝搬遅延で評価する。

(5) 衝突以外の原因による伝送誤りはないものとする。

#### 3.2 スループット解析

図 2 にチャンネルの状態の一例を示す。パケットが伝送されている期間を TP (Transmission Period) と定義する。TP のうちの最初の  $a$  を除いた期間で到着したパケットは、送信待ちになり、その TP 終了後直ちに送信されるため、続いて新しい TP が始まる。最初の TP の始めから、一つも送信待ちのない TP の終わりまでの期間を BP (Busy Period) と定義し、相続く BP, IP の間の空きの期間を IP (Idle Period) と定義する。BP, IP の継続時間をそれぞれ  $B, I$  とし、 $B$  のうちでレベル  $i$  のパケットにより有効に使用された時間を  $U_i$  とすると、レベル  $i$  のスループット  $S_i$  は次式により表わされる。

$$S_i = \frac{U_i}{B+I} \quad (2)$$

また全体のスループット  $S$  は

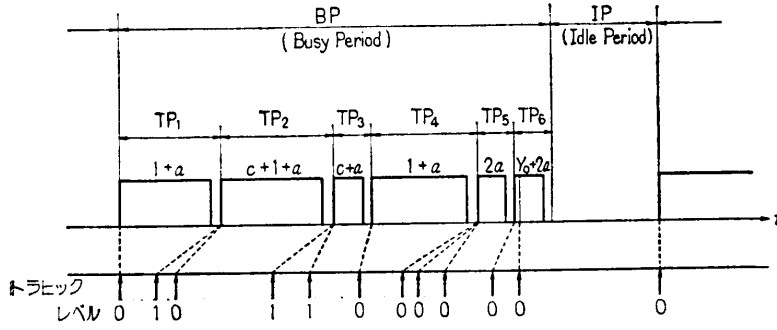


図 2 チャンネルの状態の一例  
Fig. 2 Typical status of the channel.

$$S = \sum_{i=0}^1 S_i. \quad (3)$$

と与えられる。ここで、 $(\bar{\cdot})$  は平均値を示す。さて図 2 に示す通り、BP は、一個以上の TP より成る。k 番目の TP を  $TP_k$  とすると、各 TP の継続時間は確率変数であり、次のような 8 通りの場合に分類される。ここで  $c$  はプリアンプル継続時間である。

(1) 最初にレベル 1 パケットが唯 1 個生起して送信成功する場合、

$$T(1) = c + 1 + a. \quad (4)$$

(2) 最初にレベル 0 パケットが 1 個生起して成功する場合、

$$T(2) = 1 + a. \quad (5)$$

(3) 最初にレベル 1 が 2 個以上生起して衝突する場合、

$$T(3) = c + a. \quad (6)$$

(4) 最初にレベル 0 が 2 個以上生起して衝突する場合、

$$T(4) = 2a. \quad (7)$$

(5) 最初にレベル 0 が生起して伝搬遅延  $a$  の間にレベル 1 が唯一個生起して成功する場合、

$$T(5) = X + c + 1 + a. \quad (8)$$

ここで  $X$  はレベル 1 が  $a$  の間に唯一個生起したときに TP の始めと生起時点との時間間隔を示す確率変数であり、条件付確率分布関数は、

$$F_X(x) = x/a, \quad 0 \leq x \leq a \quad (9)$$

(6) 最初にレベル 0 が生起して  $a$  の間にレベル 0 が 1 個以上生起して衝突する場合、

$$T(6) = Y_0 + 2a. \quad (10)$$

ここで、 $Y_0$  は、レベル 0 が  $a$  の間で 1 個以上生起したとき TP の始めと最初のパケットの生起時点との時間間隔を示す確率変数であり、分布関数は、

$$F_{Y_0}(y_0) = \frac{1 - e^{-G_0 y_0}}{1 - e^{-a G_0}}, \quad 0 \leq y_0 \leq a \quad (11)$$

(7) 最初にレベル 1 が生起したとき、 $a$  の間でレベル 1 が 1 個以上生起して衝突する場合、

$$T(7) = Y_1 + c + a. \quad (12)$$

ここで、 $Y_1$  はレベル 1 が  $a$  の間に 1 個以上生起したとき TP の始めと最後のパケットの生起時点との時間間隔を示す確率変数であり、分布関数は次式で与えられる。

$$F_{Y_1}(y_1) = \frac{e^{-(a-y_1)G_1}(1 - e^{-y_1 G_1})}{1 - e^{-a G_1}}. \quad (13)$$

(8) 最初にレベル 0 が生起したとき、 $a$  の間でレベル 1 が 2 個以上生起して衝突する場合、

$$T(8) = Y_2 + c + a. \quad (14)$$

ここで、 $Y_2$  はレベル 1 が  $a$  の間に 2 個以上生起したとき、TP の始めと最後のパケットの生起時点との時間間隔を示す確率変数であり、分布関数は

$$F_{Y_2}(y_2) = \frac{e^{-(a-y_2)G_1}(1 - e^{-y_2 G_1} - y_2 G_1 e^{-y_2 G_1})}{1 - e^{-a G_1} - a G_1 e^{-a G_1}}. \quad (15)$$

さて、ここで次の 2 つの確率を定義する。

$$p^*(j) \triangleq \text{Prob}\{TP_k = T(j)\} \quad (16)$$

$$q_{im}(j) \triangleq \text{Prob}\{m \text{ 個のレベル } i \text{ のパケットが TP の最後に送信待ちとなる} | TP = T(j)\}. \quad (17)$$

すると  $TP_k$  の最後に送信待ちがない確率  $r_k$  は、

$$r_k = \sum_{j=1}^8 P^*(j) q_{00}(j) q_{10}(j). \quad (18)$$

と与えられ、 $q_{im}(j)$  は次式で与えられる。

$$q_{im}(j) = \int_0^a \int_0^a \int_0^a \int_0^a \frac{[G_i \{T(j) - a\}]^m}{m!} e^{-G_i [T(j) - a]} \cdot dF_X(x) dF_{Y_0}(y_0) dF_{Y_1}(y_1) dF_{Y_2}(y_2). \quad (19)$$

一方、 $p^*(j)$  は、次の漸化式により求められる。

$k \geq 2$  では

$$(1 - r_{k-1}) P^*(1) = \sum_{j=1}^8 P^{k-1}(j) q_{11}(j) e^{-a G_1},$$

$$(1 - r_{k-1}) P^*(2) = \sum_{j=1}^8 P^{k-1}(j) q_{10}(j) q_{00}(j) e^{-a G_1}$$

$$(1 - r_{k-1}) P^*(3) = \sum_{j=1}^8 P^{k-1}(j) [1 - q_{10}(j) - q_{11}(j)] e^{-a G_1}$$

$$\begin{aligned}
 (1-r_{k-1})P^k(4) &= \sum_{j=1}^8 P^{k-1}(j)q_{10}(j)[1-q_{00}(j) \\
 &\quad - q_{01}(j)]e^{-aG} \\
 (1-r_{k-1})P^k(5) &= \sum_{j=1}^8 P^{k-1}(j)q_{10}(j)[1-q_{00}(j) \\
 &\quad \cdot aG_1e^{-aG_1} \\
 (1-r_{k-1})P^k(6) &= \sum_{j=1}^8 P^{k-1}(j)q_{10}(j)[1-q_{00}(j) \\
 &\quad \cdot e^{-aG_1}(1-e^{-aG_0}) \\
 (1-r_{k-1})P^k(7) &= \sum_{j=1}^8 P^{k-1}(j)[1-q_{10}(j)] \\
 &\quad \cdot (1-e^{-aG_1}) \\
 (1-r_{k-1})P^k(8) &= \sum_{j=1}^8 P^{k-1}(j)q_{10}(j)[1-q_{00}(j) \\
 &\quad \cdot (1-e^{-aG_1}-aG_1e^{-aG_1}). \quad (20)
 \end{aligned}$$

そして  $k=1$  では明らかに

$$\begin{aligned}
 P^1(1) &= G_1/G e^{-aG_1} \\
 P^1(2) &= G_0/G e^{-aG} \\
 P^1(3) &= P^1(4) = 0 \\
 P^1(5) &= G_0/G aG_1 e^{-aG_1} \\
 P^1(6) &= G_0/G e^{-aG_1}(1-e^{-aG_0}) \\
 P^1(7) &= G_1/G(1-e^{-aG_1}) \\
 P^1(8) &= G_0/G(1-e^{-aG_1}-aG_1e^{-aG_1}). \quad (21)
 \end{aligned}$$

BP が  $n$  個の TP より成る確率を  $p_n$  とすると

$$p_n = r_n \prod_{k=1}^{n-1} (1-r_k) \quad (22)$$

となるので、 $B, U_i$  の平均値は

$$\bar{B} = \sum_{n=1}^{\infty} p_n \sum_{k=1}^n \sum_{j=1}^8 P^k(j) \bar{T}(j) \quad (23)$$

$$\bar{U}_0 = \sum_{n=1}^{\infty} p_n \sum_{k=1}^n P^k(2) \quad (24)$$

$$\bar{U}_1 = \sum_{n=1}^{\infty} p_n \sum_{k=1}^n [P^k(1)+P^k(5)] \quad (25)$$

で与えられる。一方、IP の継続時間  $I$  の平均値は、ポアソン到着の仮定より

$$\bar{I} = 1/G \quad (26)$$

よって、これらの式を、(2)、(3)式に代入することにより  $S_i, S$  が  $G$  で表わされる。

### 3.3 解析結果

(23)~(25)式に無限級数形が入るため、計算機による数値計算により求める。

伝送速度 1 Mbps, パケット長 1000 ビット, 伝送距離 1 km のシステムを想定する。このとき、最大伝搬遅延は  $5 \mu s$  となり、したがって、プリアンブル長  $L_i$  は(1)式より  $L_i > 10i$  となるが、余裕をみて  $16i$  と

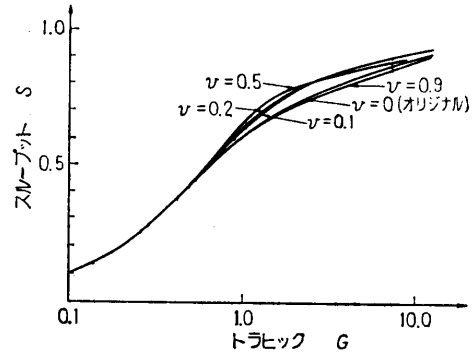


図 3 スループット VS. トラヒック特性

Fig. 3 Throughput vs. traffic characteristics.

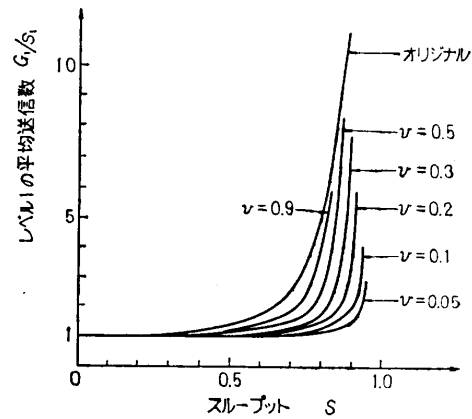


図 4 レベル1の平均送信数

Fig. 4 Average number of transmissions of level 1.

する。全トラヒック中のレベル1の割合  $G_1/G$  を  $\nu$  とする。明らかに  $\nu=0$  の場合はプリアンブルの付加されないオリジナルの Ethernet に相当する。

まず、全体のスループット特性を図3に示す。 $\nu$  が小さい範囲、すなわち、レベル1パケットのトラヒックが少ない範囲では、オリジナルに比較して最大スループットが向上する。しかし、 $\nu$  が0.5をこえると、レベル1同志の衝突により Priority 機能の効果が少なくなるため、プリアンブルのオーバーヘッドだけ特性が劣化する。

ところで、Priority 機能の目的は、全体のスループット向上にあるのではなく、パケットの重要度に応じた応答性の向上にある。そこで、平均遅延の指標となる送信成功するまでに要する平均送信数をスループットの関数として示す。図4がレベル1、図5がレベル0の平均送信数のグラフである。

レベル1については、Priority 機能の付加により特性が著しく改善されることがわかる。特に、 $\nu \leq 0.2$  の範囲では、チャンネルの飽和領域付近までほとんど一

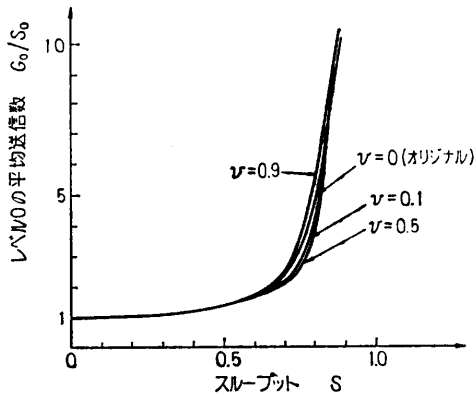


図5 レベル0の平均送信数

Fig. 5 Average number of transmissions of level 0.

回の送信で成功し、遅延時間がオリジナルに比べ大幅に減少する。一方、レベル0については、Priorityの有無によらず送信中止するわけであり、Priority付与による劣化はほとんどない。したがって、同じSに対する平均送信数は、 $\nu$ の小さい範囲では、オリジナルと比較して減少することになる。

このように、Priority機能を与えたことにより、オリジナルのEthernetでは、使用不可能な過負荷の場合にも、重要度の高いパケットは、軽負荷のときとほとんど同じ遅延時間で送信することができ、緊急情報、音声パケット、リアルタイム実験データのような即時性の必要な情報に効果的であると考えられる。

以上の解析は、レベル2種類に限定した場合であるがレベルを3種類に増やした場合にも本解析と同様の手法により特性が求められる。 $G_0 : G_1 : G_2 = 7 : 2 : 1$

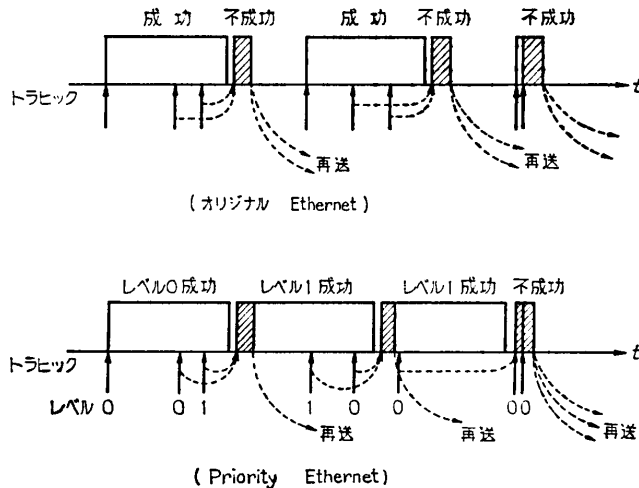


図7 Priority機能によるスループット向上の原理

Fig. 7 Improvement of characteristics by the priority function.

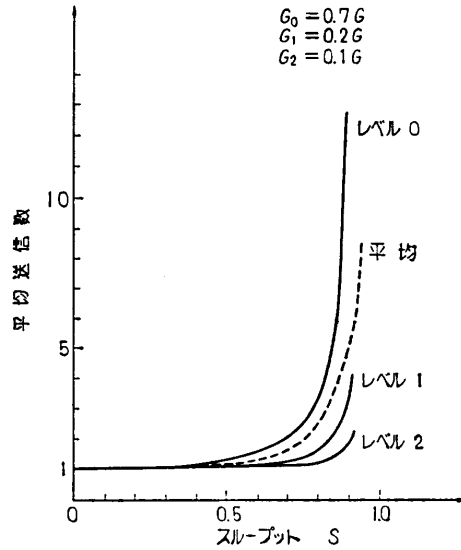


図6 各レベルの平均送信数 (3レベル)

Fig. 6 Average number of transmissions of each level (3 levels).

の場合の平均送信数を図6に示す。図4の $\nu=0.3$ の場合と比較すると最高レベルのパケットについてさらに遅延が小さくなる。(本機能により、性能向上する原理を図7に示す。)

#### 4. モデルシステム

Priority Ethernet を実用面から検証するため、最小規模のモデルシステムを構成した<sup>11)</sup>。

システムは、全長400mの同軸ケーブル5D2V、ミニコンピュータ HITAC 10 II, CRT ディスプレイ 端末、擬似パケット発生器からなり、伝送速度1MbpsでCRT端末からミニコンのディスクファイルにアクセスできるものとした。擬似パケット発生器は、ケーブルの中程に接続されたランダムにパケットを発生する妨害局であり、ネットワークの負荷を変えられるようにしたものである。図8にシステムの構成を示す。各局は、後述のネットワークインタフェースを介してケーブルと接続されている。

##### 4.1 ネットワークインタフェース

図9にインタフェースの構成を示す。マイクロプロセッサにより主要機能を行わせるようにしたため、ホスト計算機の負荷が軽減され、また変更、拡張にも柔軟性を持っている。

ネットワークインタフェースの主な機能は次のようなものである。

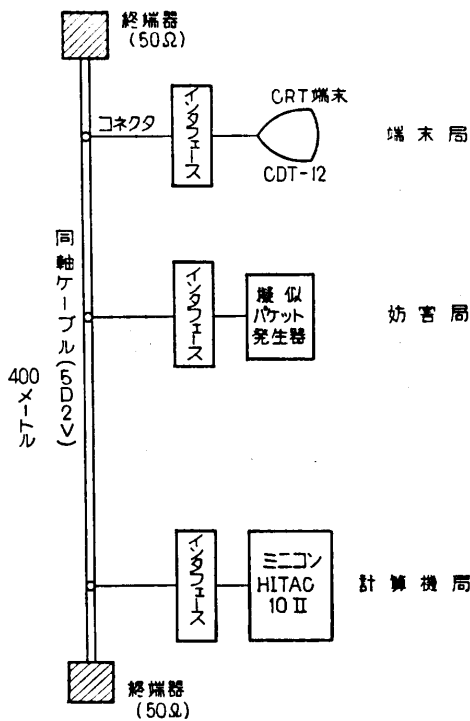


図 8 モデルシステムの構成  
Fig. 8 Model system.

- (1) ケーブルへの送信と受信
- (2) 変復調
- (3) 直並列変換
- (4) ビジー, 衝突の検出と制御
- (5) パケット生成, 分解
- (6) 誤り検出
- (7) ホストとのインタフェース

図 10 にインタフェースレベルでのパケット構成を示す。基本的には ALOHA の構成に準拠し、パケットの種類として、データ長 40 バイトのハーフパケット, 80 バイトのフルパケット, ACK 等伝送制御のための制御パケットを定めた。誤りチェックコードは CCITT  $X^{16} + X^{12} + X^5 + 1$  を用いている。

4.1.1 送受信機

各局をケーブルから受動的に分岐接続するため、送受信機の設計において、次の点に注意する必要がある。

- (1) 同軸ケーブルからの入力インピーダンスが十分大きいこと
- (2) 少なくとも 1 km の駆動能力があること
- (3) ビジー, 衝突の検出が容易であること

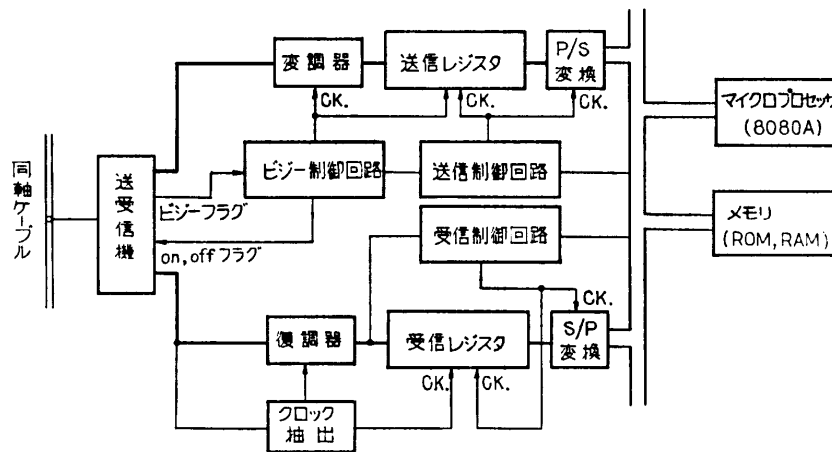
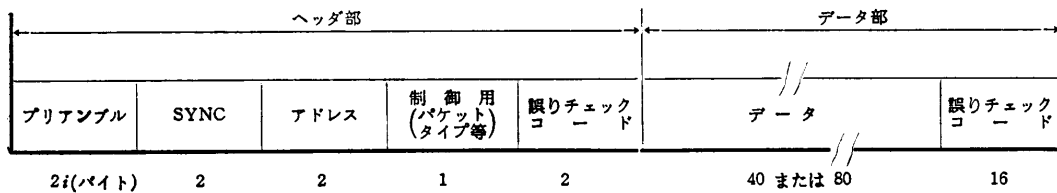


図 9 ネットワークインタフェース  
Fig. 9 Network interface.



Priority レベル: 0 一般データパケット, 1 ホスト計算機データパケット, 2 制御パケット

図 10 パケット構成  
Fig. 10 Packet format.

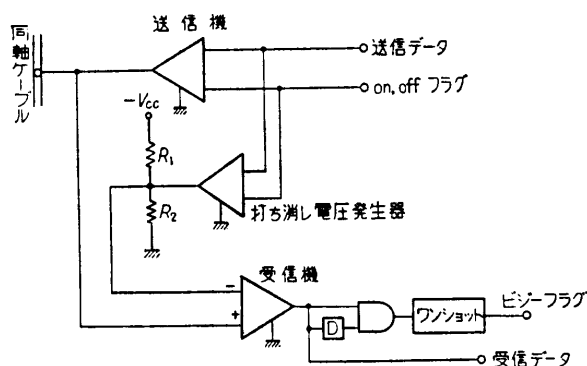


図 11 送受信機

Fig. 11 Transceiver.

(1), (2)を満足する方式として、電流ドライバ、差動増幅器を送受信機として用い、100局以上の接続に耐える構成とした。(3)の衝突検出は、自局信号をハイブリッド回路で相殺し、受信機は、相手局からの信号しか受信しない方式により実現した。すなわち、自局送信中に受信信号が入ってくると、そこで直ちに衝突と判定できるわけである。この方式は、従来の送受信信号の不一致を検出する方法と比較して、(1)衝突の見逃しが少ない、(2)衝突検出が瞬時に行えるといった利点を有する。衝突検出機構を含んだ送受信機の構成を図11に示す。図中の遅延回路とANDゲートは、信号の立ち上がり、立ち下がりの部分で、打ち消し切れずに残るインパルス状の雑音を除去するためのものである。これを通った後、受信信号は、ワンショット回路によりレベル信号に変換され、ビジ-フラグとなる。ビジ-フラグは、自局送信中以外には、ビジ-検出に用いられる。

#### 4.1.2 送出信号形式

ベースバンド伝送が可能であるが、ビジ-検出を確実に行うためには、NRZ符号では不適當である。そこで、送信中に必ず状態変化が起るような符号に変換する必要がある。ここでは、差動形のスプリットフェーズとしている。

#### 4.1.3 クロック抽出

受信データよりクロックを抽出する必要がある。一般にPLLによるひきこみが行われているが、本システムでは、受信信号のジッタが少ないことを利用して簡易に実現できる方法を導入している。図12に示すように受信信号の立ち上がりを検出してカウンタにリセットをかけ、16MHz水晶発振器出力を1/8分周することにより、受信信号のビットの中央点付近でサンプルすることができる。本方式の採用により、ビット

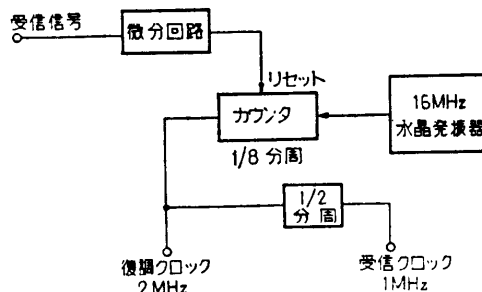


図 12 クロック抽出回路

Fig. 12 Clock detector.

同期用プリアンプは不要となる。

#### 4.1.4 ビジ-制御回路

送信機より得たビジ-フラグの0,1に応じ、送信前のビジ-検出と送信保留、および送信中の衝突検出、Priority機能等を制御する部分である。機能をまとめると以下のようなになる。

(1) ビジ-フラグが1のときは、送信クロック、送信機をともに off にする。

(2) ビジ-フラグが0で送信機を on にし、クロックを送る。

(3) プリアンプ長だけクロックを計数し、ビジ-フラグが1であるときは送信機とクロックを off にし、CPUに割込みをかけ、再送制御を行い、ビジ-フラグが0のときはそのまま送信を続け、パケット長だけ計数して送信機を off にする。

ビジ-制御回路のブロック図を図13に示す。

#### 4.2 動作実験

上記インタフェースにより、ミニコン、CRT、妨害局を接続し、動作実験を行った。

妨害局は、プログラムにより、単位時間に発生するパケットすなわちトラヒックを変えられるようにしてあり、衝突を人為的に発生させて、Priorityアルゴリズムが正しく動作することを検証することを目的としている。ただし、接続局が3台と少なく、かつ計算機と端末のパケットは衝突することがないため、解析の際仮定したような衝突が頻発する状況は作り出すことができない。したがって、本実験結果は、解析結果の検証という意味はない。妨害局で発生するパケットは、最低位、レベル0とし、衝突を検出すると即座に送信を中止する。端末のパケットをレベル0とし、計算機のパケットをレベル1とし、妨害局のトラヒックを変化させたときのレベル0、レベル1の再送回数を、各インタフェースで計数した結果を図14に示す。チャネルの負荷が重くなるに従い、レベル0のパケットは、

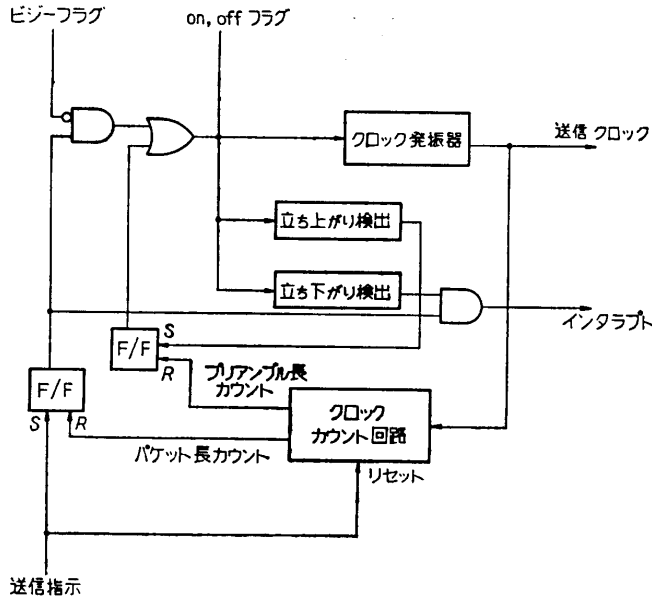


図 13 ビジー制御回路  
Fig. 13 Busy controller.

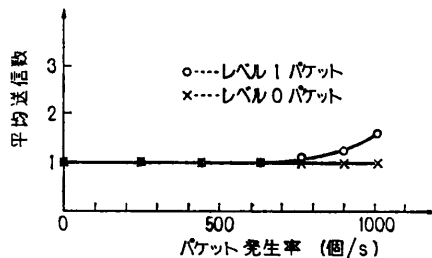


図 14 実験結果  
Fig. 14 Result of experiment.

妨害パケットとの衝突により再送数が増えるが、レベル1のパケットは、チャンネルの負荷によらず、一度の送信で確実に伝送され、本アルゴリズムが正しく動作していることが確認された。また、妨害局を動作させないときにも同様に実験を行ったが、伝送誤りによる再送は測定されず、実用的に十分な信頼性を有していると考えられる。

## 5. む す び

本論文では、構内計算機網として、種々の利点を有する Ethernet に、Priority 機能を付加した新方式 Priority Ethernet を提案し、スループット解析とモデルシステムの製作によりその性能評価を行った。本方式の特徴をまとめると以下ようになる。

1) Priority の高いパケットは、チャンネルが過負荷の状態においても、少ない遅延時間で送信成功する。

2) Priority の低いパケットも、オリジナルの Ethernet に比較して、ほとんど遅延時間が増加しない。

3) 衝突検出機能を利用した消極的な Priority 付与のため、制御の分散が維持され、Ethernet の特長である信頼性、拡張性の良さが損なわれない。

4) Priority 機能のための特別なハードウェアの増加も少なく、実現容易である。

5) プリアンプル長により、優先順位を定めることにより、Priority レベルを増やすと、オーバヘッドが大きくなる欠点がある。

このうち5)については、多数のレベルを設けるとときには本方式により、大きく3~4レベルに分割した後、再送間隔によりさらに Priority を分割する方法も考えられ、現在検討中である。また、本論文では、方式の基本性能の評価を行ったにすぎないが、今後、本方式を用いて、いかなるアプリケーションを行っていくかが課題として残されている。

謝辞 本研究は、一部、昭和55年度文部省科学研究費(試験研究)を使用して行われた。ここに記して関係各位に謝意を表す。

## 参 考 文 献

- 1) Farber, D. J. et al.: The Distributed Computing System, Proc. COMPCON '73, p. 31 (1973).
- 2) Fraser, A. G.: A Virtual Channel Network, Datamation 21, Vol. 2, p. 51 (1975).
- 3) Metcalfe, R. M. and Boggs, D. R.: Ethernet: Distributed Packet Switching for Local Computer Networks, Comm. ACM, Vol. 19, No. 7, p. 395 (1976).
- 4) Shoch, J. F. and Hupp, J. A.: Performance of an Ethernet Local Network—A Preliminary Report, Local Area Communications Network Symposium, p. 113 (1979).
- 5) Abramson, N.: The Aloha System—Another Alternative for Computer Communications, AFIPS Conf. Proc. FJCC, Vol. 37, p. 281 (1970).
- 6) Tokoro, M. and Tamaru, K.: Acknowledging Ethernet, Proc. COMPCON FALL, p. 320 (1977).
- 7) 尾上, 安田, 石塚: 優先権付ランダムアクセス有線パケット通信方式—Priority Ethernet, 情報処理全大, 3A-1, pp. 805-806 (1978).
- 8) Kleinrock, L. and Tobagi, F. A.: Packet



- Switching in Radio Channels: Part I--Carrier Sense Multiple Access Modes and Their Throughput--Delay Characteristics, IEEE Trans. comm. Vol. COM-23, p. 1400 (1975).
- 9) 菅, 白鳥, 野口: Packet broadcasting 方式を用いた線状計算機網の基礎特性, 信学技報, CS 77-190, p. 1 (1978).
- 10) 尾上, 安田, 石塚, 飯田: Priority 機能をもつ Ethernet の応答特性, 情報処理全大, 4G-2, pp. 869-870 (1979).
- 11) 飯田, 石塚, 安田, 尾上: Priority Ethernet の試作, 信学全大, No. 1382 (1980).
- 12) Iida, I., Ishizuka, M., Yasuda, Y. and Onoe, M.: Random Access Packet Switched Local Computer Network with Priority Function, NTC '80, 37-4 (1980).

(昭和55年9月9日受付)

(昭和55年11月20日採録)

---