

# 大量データの高効率送信用簡易高信頼ブロードキャスト プロトコルの提案と評価†

鶴田 節夫\*\* 宮本 捷二\*\*

通信ネットワークのブロードキャスト性を利用して、多数のノード（サイト）へ、大量データを一齐送信するための、高信頼・高効率かつソフトウェアも含めて処理が簡素なプロトコルを提案し、現在あるいは考えられる同種の手順と比較してその有効性を確認する。ブロードキャストは多数ノードへのデータの一齐転送には効率の良い方法であるが、その受信確認や回復は確認メッセージの衝突などのため複雑であり、高信頼化には問題がある。提案プロトコルは、受信確認・回復は代表権を持つ受信ノードに限定し、他は傍受により受信、回復させて、1対多通信を1対1通信に帰着して効率良く高信頼化することを基本アイデアとする。本提案プロトコルは、高信頼・高効率な上、ソフトウェアも含めて処理が簡素なため、マイクロコンピュータやミニコンピュータを接続するローカルネットワーク（LAN）における重要かつ大量のデータの高速一齐転送に有用であるとする。特に、プロセス制御やファクトリーオートメーション、さらにはオフィスオートメーション等へのLANの適用において、プログラム、制御計画、重要文書などの一齐配布、テレビ会議・講演などで大量データを効率良く、しかも高信頼あるいは高品質に転送するため、受信確認・回復を行いつつブロードキャストするのに必要な簡潔な通信手順として有用である。

## 1. はじめに

LSI技術、特に、マイクロコンピュータなどの発達によるシステムの分散化傾向から、プロセス制御、FA（ファクトリーオートメーション）、あるいは、OA（オフィスオートメーション）に至るまで、ローカルネットワークシステムの適用が盛んである<sup>1)~7)</sup>。これらのローカルネットワークシステムの発達は、送信側と受信側が1対1で行う通信とは異なる、1対多の通信、すなわち一つの送信側ノードから多数のノードへの同一内容のデータの一齐送信（同報通信とも呼ばれる）を、従来より極めて重要なものとしている。分散した多数の自律的なサブシステム（ノード）への制御計画や文書の一齐配布、リモートプログラムや保守データの一齐ローディング、さらには、テレビ会議や講演用データの一齐転送などを効率良く行うことが不可欠になってくるからである<sup>8),9)</sup>。

さて、プロセス制御などへの適用を考えた場合、上記の一齐転送の高信頼化が強く要求される<sup>2),3)</sup>。また、受信不良の回復も実時間で行う必要がある。1対1通信の場合は、メッセージや受信確認（ACK）の衝突を考慮した高信頼化の提案が盛んであるが<sup>9)~12)</sup>、多数ノードへの大量データの一齐送信に関しては、文献

14), 15)くらいしか見当たらない。例えば、文献10)は1対多通信、すなわち複数ノードがACKを返す場合のACKどうしやACKとメッセージの衝突については論じていない。この一齐転送の高信頼化のためには、1メッセージを一齐送信するごとに全ノードから受信確認（ACK）をとる方法が直接的であるが、効率・信頼性の点で実用上、問題が多い。メッセージ上にカウンタを設け、受信成功時に各ノードにこれを更新させ、カウンタの数と全ノード数を比較して受信確認を行う方式も提案されているが<sup>14)</sup>、これを効率良く行うためには特殊なハードウェアが必要となる上、手順も複雑になる。衛星通信ネットワーク用では、ブロックごとに受信確認をとる方式が提案されているが<sup>15)</sup>、使用リソース量、回復の即時性などに問題があると考えられる。

本論文では、自律的なサブシステムに分散することにより高信頼化を図るためのローカルネットワークシステムにおいて、ネットワーク内の多数のサブシステム（ノード）へ大量データを一齐に送信するために、上記の問題点を解決した、簡単でかつ、高効率・高信頼なプロトコルを提案し、その評価を行う。

## 2. 従来方式の問題点

一齐通信では、従来は、受信確認をとらない場合が多いようである。しかし、人身事故（プロセス制御、FAの場合）や信用問題（OAの場合）に関係する制御計画や文書、さらにはプログラムの一齐配布は無

† Proposal and Estimation of Efficient, Reliable and Simple Broadcast Protocol for a Large Amount of Data Transmission by SETSUO TSURUTA and SYOJI MIYAMOTO (Systems Development Laboratory, Hitachi Ltd.).

\*\* (株)日立製作所システム開発研究所

論, その他, 会議・講演用データの転送品質確保のために必要な高信頼・大量データの一斉転送には, 以下の問題がある。

1) 受信ノード数の増加とともに転送不良発生率は高まる(単純には比例関係)と考えられるので, 多数ノードの場合(数十~数百), 信頼性が大きく低下し, 重要データの送信には問題がある。

2) 大量データは, これを多数のメッセージに分割して連続送信するが, 受信確認をとってメッセージの送信間隔の制御を行わないと, 受信処理遅れによるメッセージ消失など, 受信不良を起こすノードが増え, 回線使用率も低下する。

これに対処するのに, メッセージごとに ACK (確認応答) をとることがすぐ考えられるが, これには以下の問題がある。

1) 受信ノードが一斉に ACK を返した時, 回線負荷の急増, ACK どうしの衝突(回線上の衝突のほか, ACK 受信用バッファの競合も問題となる)をまねく。特に後者は, ACK つまり受信確認自体の信頼性を下げ, 不良検出・回復の効率を著しく損う。したがって, ACK が衝突しないように, 各受信ノードの ACK 送信タイミングの制御が必要となる。このための転送オーバーヘッドは, 受信ノード数が多い場合, また, 大量のデータを多数の連続メッセージに分割して送る場合, 極めて大きい。さらに, タイミング制御の手続きは, 通常のチャネル競合制御とも絡むので繁雑になる。例えば, ACK と送信メッセージの衝突を考慮した1対1通信用のプロトコルは提案されているが, 1対多通信における複数の ACK の衝突を回避するためのタイミング制御などの問題は複雑であり, 未解決のままである<sup>10), 13)</sup>。

2) 全受信ノードからの ACK の受信とそのチェック, そのタイムアウト処理, 上記1)でも述べたように各受信ノードの ACK 返送タイミングをずらす処理など, 1対1通信の場合と比較して, 基本的な処理の相異点, 増加が多く, 大量のプログラムの追加が必要となる。このような通信プログラムの肥大は, 各サイト(ノード)のホストが通常マイクロコンピュータなどから成るローカルネットワークにおいては, 特に問題である。

3) カウンタをメッセージに付加し, 各ノードが正常受信した時にこのカウンタを更新し, 全ノード数だけカウンタが更新されてなければ再送する方法も提案されている<sup>14)</sup>。しかし, この方法は, カウンタ更新の

遅れを減らすために特殊なハードウェアを必要とすると考えられる。また, この方法では, 処理の高速化のため, 受信確認を1メッセージ分だけ遅らせているが, これは確認・回復処理を複雑なものにしている。さらに, カウンタだけでは不良ノードが確認できないため, 回復不能時の処理などに不便であるし, 信頼性も問題である。

また, 衛星通信ネットワーク用にはあるが,  $10^2 \sim 10^4$  程度の数のメッセージ(フレームと呼ばれている)をブロック化して, ブロックごとに ACK をとる方法も提案されている<sup>15)</sup>。しかしこれをそのまま利用しようとする, 特に, LAN などに対して以下の問題点がある。

1) 1メッセージごとに ACK をとる上記1)の ACK 衝突制御と比較してオーバーヘッドは, ブロック化の分だけ減少すると考えられるが, 1ブロック長, すなわち数十キロ~数十メガバイト程度のバッファが必要となる。これは, ローカルネットワークの各ホストのメモリオーバーヘッドとして大きすぎる。

2) メッセージの送信間隔の制御, 受信不良メッセージの回復がブロックごとにしかできないので, バッファビジーなどによるメッセージ受信不良が多くなる上, その回復にも時間がかかる。

3) ACK 衝突制御に加えて, ブロック化に伴う処理も必要となり, 手順が複雑になる。

### 3. 提案プロトコル

重要データを多数ノードに一斉送信する場合の, 以上の従来方式の問題点を解決するために, 高効率, 高信頼な, かつローカルネットワークへの適用を目的としたシンプルな通信プロトコルを以下に提案する。

#### 3.1 基本的な考え方

前章の問題から直ちに, その解決には, 多数ノードに対する受信確認および回復を効率良く簡素な手順で, しかも, 多数の連続メッセージの送信間隔をきめ細かく, できればメッセージごとに行う必要があることが分かる。ところで, 受信ノードが一つの場合は, 1対1通信であり, その受信確認, 回復は通常の高信頼プロトコルとして比較的容易に実現されている。本提案プロトコルは三つの基本的な考え方から成るが, 1対多通信の高信頼化を1対1の高信頼プロトコルに帰着させることを基本的な考え方の第1とする。すなわち送信側は一つのメッセージに対して代表ノードと呼ぶ一つの受信ノードに対してしか, 受信確認・回復

を行わない。これは、一つのメッセージに対しては、送信側は代表ノードと1対1通信を行っていることを意味し、1対多通信が1対1通信に帰着されることになる。

しかし、1対1通信に帰着するといっても、同じメッセージを全受信ノードに送信するわけではもちろんない。ブロードキャスト性を利用して、代表以外のノードは、代表ノードへの送信メッセージ、さらには代表ノードの受信不良回復のための再送メッセージまでも傍受する。すなわち傍受によりデータの転送および不良回復の効率向上を図ることが、本提案プロトコルの第2の基本的な考え方である。

ところで、送信側は代表ノードに対してしか確認・再送を行わないから、代表ノードを一つの受信ノードに固定してしまうと、代表以外のノードに対する受信確認・回復は、代表ノードが行う必要がある。これでは再びACK衝突の元の問題の繰り返しになる。そこで1メッセージごとに代表ノードを変える、つまり各受信ノード上を順番にメッセージ単位で代表権を巡回させる。そして代表権を得たノード、すなわち代表ノードだけが、代表として受信したメッセージに対する確認応答(ACK)を送信側に返す。こうして送信側に次のメッセージの送信タイミングを教えたり、傍受に失敗したメッセージを含めて自ノードの受信不良メッセージの再送を要求したりする。このようにメッセージごとに代表権を巡回させて、不良回復やメッセージ送信間隔制御における機会均等を図り効率良く高信頼化を図るのが、本提案プロトコルの第3の基本的な考え方である。

### 3.2 提案プロトコル

以上の基本的な考え方に基づいた提案プロトコルを具体的に述べると次のとおりである。

1) 代表権を持つ受信ノード(代表ノード)だけがACKを返す。代表権は1メッセージごとに全受信ノード上を順次移動する(このような代表ノードを巡回代表ノードと呼ぶことにする)。巡回代表ノードの決め方は、例えば、一斉転送の受信ノードの総数を $n$ とした時、これらの受信ノードに0から $(n-1)$ の番号を付加し、メッセージの通番を $n$ で割った剰余を番号に持つノードを代表ノードと定義する。

2) 各受信ノードは、代表でない時も代表へのメッセージを一種の傍受によって受信する。こうして、前回に代表となって以降、連続して傍受に成功したメッセージの通番の最大値を $MXN$ として記憶しておく。

ただし、代表ノードになった時、このような傍受にすべて成功していても代表としての受信にも成功すれば、この受信メッセージの通番を $MXN$ として記憶する。各受信ノードは代表ノードとなった時、 $MXN$ をACKとして送る。

3) 送信ノードはメッセージを送信後、代表ノードからのACKだけを待つ。このメッセージの通番をCRNとする。この時、送信ノードは代表ノードから一定時間内にACKを受信したら、 $MXN$ とCRNを比較し、一致すれば次のメッセージを送信し、 $MXN < CRN$ なら回復処理を行う。つまり $MXN+1$ からCRNまでの通番のメッセージを再送する。また、一定時間内に代表ノードのACKが来なければ、やはり回復処理に入り、通番がCRNのメッセージを再送する。再送は、同一代表ノード、同一番号のメッセージに対し一定回数(例えば、3回)行う。再送失敗時も、その受信ノードを除いた残りの受信ノードに対して、通番がCRNの次のメッセージから送信を継続する。

4) 送信ノードは、最終メッセージが代表ノードに正常受信された後、代表以外の全受信ノードに受信確認・回復処理を行うため、代表権が一巡するまでダメーメッセージを送信する。

5) 代表ノードの受信不良回復のために代表ノードに送信される再送メッセージは、代表以外のノードには必要なら傍受させて(つまり、必要な通番のメッセージだけ受信し)、不良回復効率の向上を図る。また、再送方式には、送信ノードが直接に代表ノードに再送メッセージを送る直接再送方式と、受信ノードに再送を依頼する間接再送方式を考える。間接再送方式では、各受信ノードに代表となった時の受信メッセージを保存させて、送信ノードからその再送を依頼するメッセージ(再送依頼メッセージ)が送信された時、保存していたメッセージを送出させる。送信ノードはこのメッセージを再送依頼メッセージの受信確認(ACK)と考える。もっとも、再送メッセージに対するACKは、直接再送方式と同様、再送を要求した代表ノードが送出する。間接再送方式における再送メッセージのACKは、再送メッセージ、つまり再送依頼メッセージのACKが受信されて後に送出されるから、両方のACKが衝突することはない。間接再送方式は再送方式が少し複雑になるが、再送メッセージを各受信ノードに分散して保存できるため、直接再送方式のように送信ノードが全受信ノード数分のメッセージを保存するバッファを持つ必要がない。

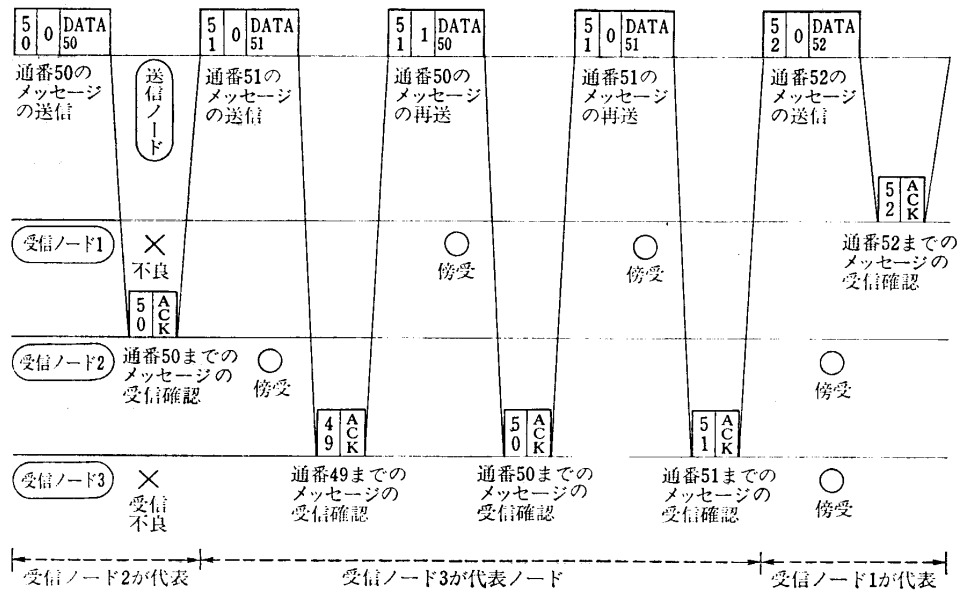


図1 提案プロトコルによる送信・確認・再送シーケンス

Fig. 1 Transmission, acknowledge, and retransmission sequence of the proposed protocol.

図1は、本提案プロトコルによる一斉データ転送の送信・受信確認・再送のシーケンスの具体例を示したものである。受信ノード数は3とし、最上段は送信ノード、次段は受信ノード1、3段目は受信ノード2、4段目は受信ノード3のシーケンスをそれぞれ示す。メッセージの通番のモジュロ3の値を番号に持つ受信ノード(ただし、受信ノード3の番号は0)を代表ノードとする。

通番50のメッセージが、代表ノードである受信ノード2に送られ、正常受信されるが、受信ノード1と受信ノード3は傍受に失敗している。しかしこの時、 $CRN=MXN=50$ であるから、上記の2)で述べたように送信ノードは次のメッセージ、すなわち通番51のメッセージを送信する。51のモジュロ3の値は0だから、受信ノード3が代表権を獲得し、 $MXN=49$ としてACKを送り、通番50のメッセージの傍受に失敗したことを送信ノードに伝える。CRN=51だから $MXN < CRN$ となり、上記2)で述べたように、送信ノードは通番50、51のメッセージを代表ノードである受信ノード3に対してだけ送信する。ただし、受信ノード1もこの再送メッセージを傍受することによって通番50以後のメッセージの受信不良を効率良く回復する。このため通番52のメッセージが、代表ノードである受信ノード1に送信された時、受信ノード1はあたかも傍受の失敗がなかったかのように、 $MXN=CRN=52$ としてACKを返す。通番52のメッセージは、受信ノード2や3には傍受されてい

る。このように本提案プロトコルは、その受信確認・回復まで責任を持つ代表ノードを通番のモジュロ等により巡回させるとともに、代表ノード以外の受信ノードには送信メッセージだけでなく再送メッセージまでも傍受させることにより、高信頼でしかも高効率な一斉データ転送を可能とする。

#### 4. 提案プロトコルの位置付け

伝送路割当方式など一般的な通信プロトコルの分類はあるが<sup>16)</sup>、一つのノードから多数の受信ノードに一斉に同一内容の大量データを高信頼に転送するための方式を整理したものはない。これを以下のように分類・整理し本提案プロトコルの位置付けを明確にした。

1) 非傍受方式……ACKの衝突などを避けるため、傍受(あるいはブロードキャスト性)を利用しないで、同一内容のメッセージを受信ノードの数だけ繰り返し転送する。

a) 縦型転送方式……1ノードに全メッセージを転送後、次ノードに同じデータを転送することを全受信ノードに対し繰り返し、通常の1対1通信の方法で高信頼転送を行う。

b) 横型転送方式……まず、最初のメッセージを、受信ノードの各々に対し1対1に受信確認・回復を行いながら全受信ノードに送信する。次に2番目のメッセージを同様にして送信する。以下、全メッセージの送信が完了するまでこれを繰り返す。

2) 傍受方式……転送効率を高めるため、傍受(つまりブロードキャスト性)を利用する。すなわち1ノードに転送されたメッセージを他ノードは傍受する。あるいはメッセージは全受信ノードにブロードキャストされる。非傍受方式と同様、縦型と横型が考えられる。

a) 縦型代表確認方式……1ノードすなわち代表ノードに対して全データを(メッセージごとに受信確認・回復を行いながら)転送する。他のすべての受信ノードはこれを傍受する。代表ノードへ全データを送信した後、他の受信ノードに対し傍受に失敗したメッセージだけを確認転送する。

b) 横型転送方式……1メッセージごとに(ブロック方式では1ブロックごとに)、受信ノードに対する確認・再送を行う。全受信ノードに対する確認・再送を行う方法と、これを代表ノードに対してだけ行う方法が考えられる。さらにブロック転送するかしないかに方法が分かれる。

i) 全節確認方式……1メッセージ(ブロック)ごとに全受信ノードからACKをとり、受信不良ノードがなくなるまで再送メッセージをブロードキャストする。

イ) 非ブロック方式……1メッセージごとに全受信ノードに対する確認・再送を行う<sup>14)</sup>。

ロ) ブロック方式……1ブロックごとに全受信ノードに対する確認・再送を行う<sup>15)</sup>。ACKのとり方に関して次の2通りの方法が考えられる。

α) 同時確認方式……全受信ノードはいつでもランダム(あるいは同時に)ACKを送出できる。ACKの衝突は、例えばイーサネット<sup>11)</sup>のようにCSMA/CD(Carrier Sense Multiple Access/Collision Detect)によって、受信ノード側で各自、検出・回復を行う。

β) 逐次確認方式……各受信ノードが適当な間隔をおいてACKを送出するように、全体的なタイミング制御を行う。

ii) 代表確認方式……代表ノードだけからACKをとり、必要なら回復処理を行う。代表ノードの正常受信さえ確認すれば、次のメッセージ(ブロック)を送信する。

イ) 非ブロック方式……1メッセージごとに代表ノードに対し確認・回復を行う。ただし、代表ノードを固定すると3.1節で述べたように他のノードの受信確認の問題が残る。結局、全節確認方式と変わらない

くなるので、1メッセージごとに代表権を受信ノード上で巡回させる。これがすなわち本提案方式である。すでに述べたように、代表権がない時に受信した、あるいは受信すべきであったメッセージ(傍受メッセージと呼ぶ)の受信不良回復のための代表ノードへのメッセージ再送方式に関して次の2通りの方法が考えられる。

α) 直接再送方式……傍受メッセージの再送は送信ノードが直接行う。

β) 間接再送方式……代表ノードの時に受信したメッセージは、次に代表になるまで保存しておく。上記の傍受メッセージの再送はこれを利用して送信ノードが間接的に再送を行う。

ロ) ブロック方式……代表ノードが1ブロックごとに巡回する以外は、上記イ)と同様である。

## 5. 提案プロトコルの評価

本提案プロトコルを、多数ノードへの大量データ高信頼一斉転送プロトコルの範疇に上述のように位置付けたが、本提案の有効性を確認するため、この範疇の他の転送方式に対して、その転送効率、信頼性、応答性および手順やソフトウェアの簡素性を比較評価した。

### 5.1 評価の前提および評価モデル

評価の前提として、下記の条件すなわち、(ローカル)ネットワークの特性、一斉受信ノード数、一斉転送データ量を仮定する。

#### 1) ローカルネットワークの特性

a) 回線速度( $r$ )…… $10^4 \sim 10^8$  ビット/秒(平均 $10^6$  ビット/秒)

b) 回線不良率( $\epsilon$ )、バッファビジーなど受信側の原因による不良率( $\epsilon_r$ )……両者ともに、 $10^{-5} \sim 10^{-10}$ (平均 $10^{-8}$ )と仮定。

c) 単位メッセージ長( $l$ )…… $10^3 \sim 10^4$  ビット。ただし、データ転送用のメッセージ。

d) ACKメッセージ長( $a$ )……50 ビット。ブロックに対するACKは $10^3$  ビットと仮定。

e) 単位ブロック長( $b$ )…… $10^2 \sim 10^4$  メッセージ(平均 $10^3$  メッセージ)。ただしブロック転送方式の場合。

2) 一斉受信ノード数( $n$ )…… $10 \sim 10^4$ (平均 $10^3$ )。

3) 転送メッセージ数( $m$ )…… $10^2 \sim 10^6$ (平均 $10^4$ )。つまり一斉転送データ量は10キロ～100メガバイトと仮定した。

提案プロトコルおよびブロック方式<sup>15)</sup>の再送メッ

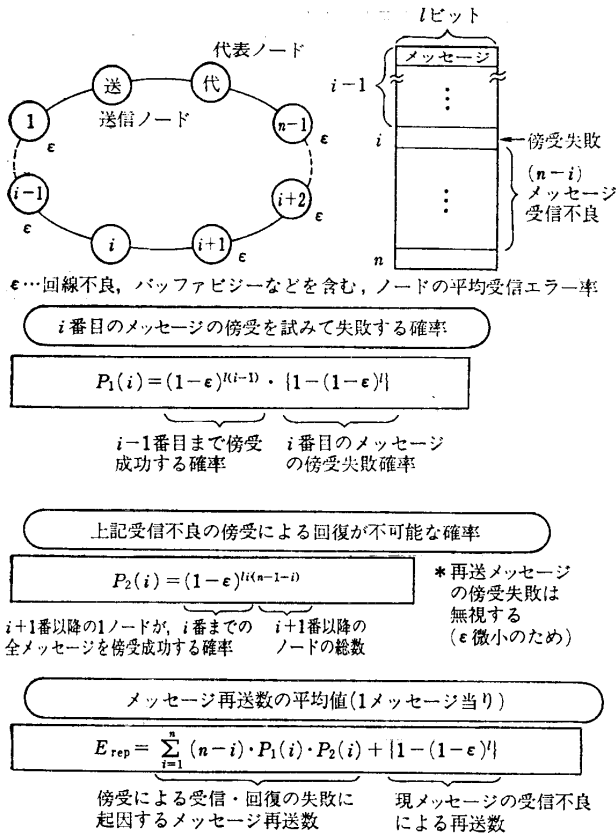


図2 提案プロトコルの再送メッセージ数評価モデル  
Fig. 2 Estimation model about the number of retransmissions in the proposed protocol.

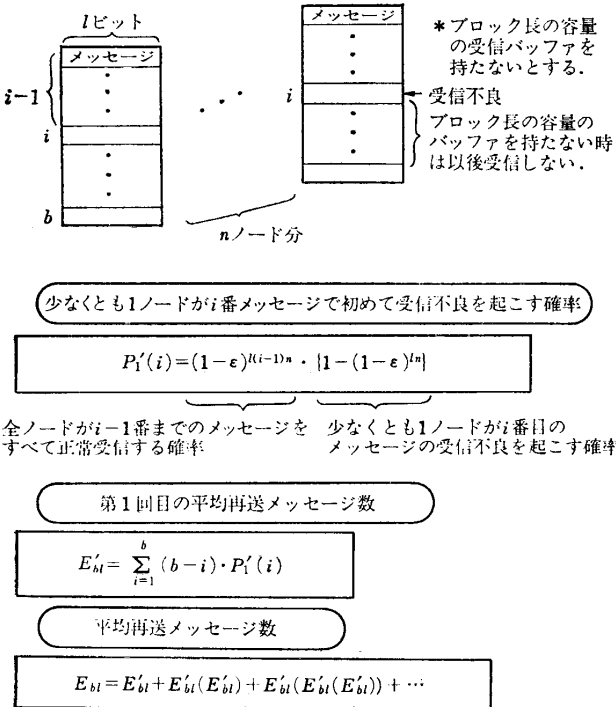


図3 ブロック転送方式<sup>15)</sup>の再送メッセージ数評価モデル  
Fig. 3 Estimation model about the number of retransmissions in the block transmission method.

セージ量(すなわち再送用のバッファ容量の平均値)の評価モデルは, それぞれ図2, 図3に示したとおりである。

5.2 評価の結果

前章のように分類した多数ノードへの大量データの高信頼転送のための各方式を, 前節の条件の下で評価し表1にまとめた。

表1から, 本提案プロトコルに関して以下のことが確認できた。

1) 本提案方式は, 多数ノードへの大量データの高信頼転送プロトコルの範疇において, 傍受利用・横型・代表確認・非ブロック転送方式として位置付けられるが, この範疇の他方式と比較して, 効率・信頼性・実時間性・手順やソフトウェアの簡素性に優れている。

2) 本提案方式のうち, 間接再送方式は, 各ノードに1メッセージ長(1ビット)の容量の再送バッファを持たせれば良いが, 直接再送方式では, 送信ノードは代表権が一巡するまでのメッセージが保存可能な容量( $n \times 1$ ビット)の再送バッファを持つ必要がある。ただし, 手順の簡素性に関しては後者が優れる。ハードウェア(メモリ)の急速な低価格化傾向を考えると後者は有望である。その上, 本評価の前提に限るが, 傍受による回復効果のため, 代表権が一巡するまでに平均2~3メッセージの再送しか起こらない。したがって, 主記憶上に51ビット程度のバッファを持たせ他の再送用メッセージは補助記憶に保存すれば, そのアクセス時間(ディスクで数十ミリ秒)が問題となる実時間転送以外では後者は有効な方法であると考えられる。

3) 全節確認ブロック方式は, ブロックごとに受信確認をとるため ACK の総転送ビット数が少なく逐次転送方式では ACK の衝突もないが, 性能上必要なバッファ容量(ほぼブロック長, 約1メガビット), 流量制御の粗さ, 回復の即時性などに問題がある。

また図4, 図5はそれぞれ, 提案プロトコルおよびブロック方式<sup>15)</sup>の再送バッファ容量(すなわち, 代表ノードとなった時に, 傍受を含む受信失敗の回復のために再送されるメッセージの平均数)を, 前節の評価条件(モデル)に従って計算しグラフに表現したものである。

これらのグラフから, 本提案方式がブロック方式<sup>15)</sup>と比較して必要なバッファ容量が少ないため,

表 1 マルチノードへの大量データの一斉高信頼送信プロトコルの評価結果  
 Table 1 Estimation result through comparison among reliable broadcast protocols for transferring a large amount of data to multiple sites.

転送方式		効率・信頼性			簡索性		応答性	
		転送必要ビット数(正常時)	ACK 衝突制御	流量制御	手順簡易度 (cpu 使用量)	バッファ容量 (メモリ使用量)	ノード多数による転送・回復遅れ	
非 傍 受 方式	縦型	×	○	○	○	○	×	
	横型	×	○	○	×	○	△	
傍 受 方 式	縦型代表確認 転送方式	○	○	○	△	○	×	
		平均約 $2(ml+ma)$	傍受ノードの ACK は別にとる.	同上	2 番目以降のノードの確認・再送・手続き必要.	同上	傍受失敗により平均約 $ml/r \approx 10$ 秒回復待ち.	
	横型 全節確認方式	非ブロック方式	○	×	○	×	○	△
		ブロック方式	$ml+mna$	1メッセージごとに全ノードが同時に ACK を返す.	同上	全ノードからの同時確認その他手続き複雑.	同上	ACK 衝突により応答時間不安定.
	同時確認	○	×	×	△	×	×	
		$ml+mna/b$	1ブロック確認用 ACK が全ノードから同時に出る.	ブロック ( $10^2 \sim 10^4$ メッセージ) ごとにしか制御できない.	ブロック確認処理, 複数ノード同時確認処理.	最悪 $bl \approx 10^6$ ビットかつ, 期待値も $10^4$ 程度.	平均約 $nlbe \cdot \frac{bl}{r} \approx 1$ 秒回復が遅れる.	
	逐次確認	○	○	×	○	×	△	
		$ml+mna/b$	1ブロック確認用 ACK を各ノードから逐次とる.	同上	逐次確認の処理は容易.	同上	同上, ただし ACK の衝突がないので安定.	
	代表確認方式	非ブロック方式	直接再送	○	○	○	△	○
			$ml+ma$	代表ノードしか ACK を出さない.	自分が代表の時, および他の代表ノードにより制御できる.	メッセージごとに相手が巡回する 1対1 通信.	最悪 $nl \approx 10^6$ ビットだが期待値は $2.3l$ 程度.	約 $0.1n^2l \cdot \frac{nl}{r} \approx 0.1$ 秒回復が遅れる.
ブロック方式		間接再送	○	○	○	△	○	
		$ml+ma$	同上	同上	代表ノードによる代表メッセージ保存・再送が必要.	各ノード $2l \approx 10^3 \sim 10^4$ ビット.	同上	
ブロック方式	○	○	×	△	×	×		
$ml+ma/b$	同上	ブロック ( $10^2 \sim 10^4$ メッセージ) ごとにしか制御できない.	ブロック確認と代表確認の再処理必要.	最悪 $bl \approx 10^6$ ビットかつ期待値も $10^4$ 程度.	平均約 $0.1n^2lbe \cdot \frac{b \cdot l}{r} \approx 10^3$ 秒回復が遅れる.			

特に LAN などに有効なことがわかる.

1) 平均再送メッセージ数 (効率確保に必要なバッファ容量に関係する) は, エラー率が  $10^{-8}$ , ノード数が 100 の場合, ブロック方式では 500 であるのに対し,

し, 提案方式では 0.1 以下である.

2) ブロック方式では, エラー率が  $10^{-9}$  を越えると再送メッセージ数が数百~1000に急速に増大するのに対し, 提案方式では, エラー率が増大しても再送メ

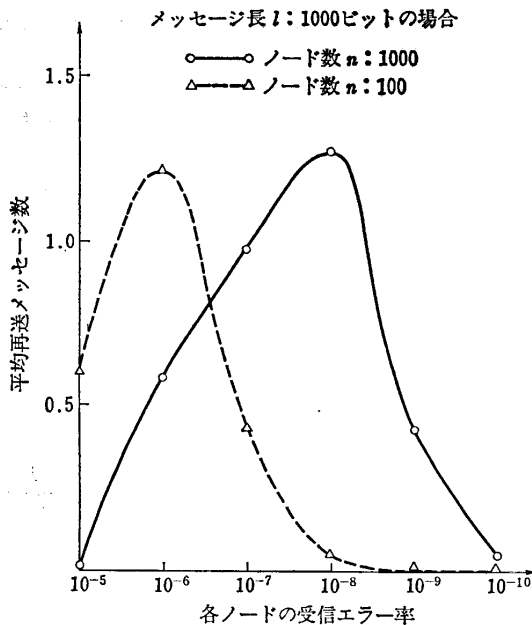


図4 提案プロトコルの平均再送メッセージ数  
Fig. 4 Average number of retransmissions in the proposed protocol.

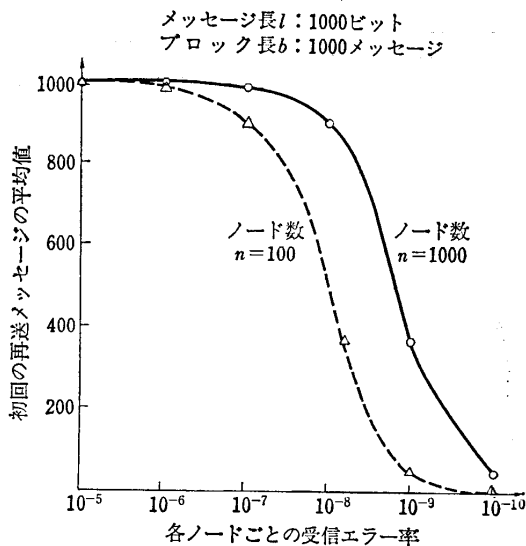


図5 ブロック転送方式<sup>13)</sup>の平均再送メッセージ数  
Fig. 5 Average number of retransmissions in the block transmission method.

ッセージ数は約1.3に抑えられる。これは評価モデルが再送メッセージの傍受の失敗がないことを前提しているためであり、エラー率が大きい場合この前提のない正確な評価が必要であるとしても、傍受回復により再送メッセージ数が抑えられる傾向のあることを示唆している。

3) ノード数が100から1,000に増加しても、提案方式では平均再送メッセージ数の最大値が1.3程度に

抑えられるのに対し、ブロック方式ではエラー率  $10^{-8}$  でも約400から900へと急増する。

## 6. おわりに

プロセス制御やFA, さらにOAなどにローカルネットワークを適用する場合, 制御計画データやプログラムのリモートローディング, 重要文書の一斉配布, 講演, テレビ会議など, 多数ノードへ大量かつ重要なデータを一斉転送する必要性が高い。そのために, 巡回代表概念を導入し, ネットワークのブロードキャスト性つまり傍受を有効利用した高効率・高信頼かつ手順やソフトウェアが簡素な一斉転送プロトコルを提案した。巡回代表概念の基本は, 代表ノードに対してだけ受信確認・回復を行うことにより1対多通信を1対1通信に帰着させて手順を簡素化することと, 全受信ノード上に代表権を巡回させ, かつ代表ノード以外のノードには傍受により受信および回復させることにより効率良く高信頼化を行うことであった。提案プロトコルの有効性を確認するため, これをマルチノードへの大量データの一斉高信頼転送プロトコルの範疇に捉え, この範疇全体を分類・整理し, 比較評価して, 転送効率・信頼性・応答, ソフトウェアなど手順の簡素性において本提案プロトコルが優れていることを示した。

本提案プロトコルは, ホストにマイクロコンピュータ, ミニコンピュータを用いたローカルネットワークにおける重要かつ大量のデータの高速度一斉転送に有用であると考えられる。

謝辞 本研究の場合, およびその方向付けを与えてくださった, 日立製作所常務取締役 三浦武雄コンピュータ事業本部長, 同水戸工場システム開発グループ 松丸宏主任技師, 同システム開発研究所 川崎淳所長, 同井原広一副所長, 同春名公一部長, および, LANのプロトコルとしての本方式についてご討論をいただいた, 同システム開発研究所 柳生和男研究員に感謝の意を表する。

## 参考文献

- 1) 特集: ローカルエリアネットワーク, 情報処理, Vol. 23, No. 12 (1982).
- 2) Graube, M.: PROWAY—A Computer Network for Process Control, COMPCON '80 pp. 313-316 (Spring 1980).
- 3) Ihara, H. et al.: Highly Reliable Loop Computer Network System Based on Autonomous Decentralization Concept, FTCS-12, pp. 187-193 (1982).



- 4) Special Issue on Communications in the Automated Office, *IEEE Trans. on Commun.*, Vol. COM-30, No. 1, Part 1, pp. 1-45 (1982).
- 5) Proceedings of Conference, Local Networks & Distributed Office Systems, Online Publications Ltd., London (May 1981).
- 6) Thurber, K. J.: Tutorial Office Automation Systems, IEEE Computer Society, presented at the Computer Networking Symposium (Dec. 1980).
- 7) 特集：構内ネットワーク技術, 日経コンピュータ, 11月1日号 (1982).
- 8) 鈴木則久：パーソナルコンピュータネットワーク, 情報処理, Vol. 24, No. 10, pp. 1282-1286 (1983).
- 9) Clark, D. D., Pogram, K. and Reed, D. P.: An Introduction to Local Area Network, *Proc. IEEE*, Vol. 66, No. 11, pp. 1497-1517 (1978).
- 10) Tokoro, K. and Tamaru, K.: Acknowledging Ethernet, pp. 320-325, *Compcon 77* (Fall 1977).
- 11) Metcalfe, R. M. and Boggs, D. R.: Ethernet: Distributed Packet Switching for Local Computer Networks, *Commun. ACM*, Vol. 19, pp. 395-404 (July 1976).
- 12) Tanenbaum, A. S.: Network Protocols, *ACM Comput. Surv.*, Vol. 13, No. 4, pp. 453-489 (1981).
- 13) 高木明啓, 菅原昌平：バス型ローカルエリアネットワーク, 情報処理, Vol. 23, No. 12, pp. 1137-1145 (1982).
- 14) 喜連川優, 田中英彦, 元岡 達：多重チャンネルリングバスに於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研究会資料, 分散処理システム, 5-2 (1980).
- 15) Calo, S. B. et al.: A Broadcast Protocol for File Transfers to Multiple Site, *IEEE Trans.*

*Commun.*, Vol. COM-29, No. 11, pp. 1701-1707 (Nov. 1981).

- 16) 所真理雄, 田丸喜一郎：ローカルコンピュータネットワーク (I), 電子通信学会誌, Vol. 65, No. 5, pp. 506-513 (1982).

(昭和60年10月18日受付)

(昭和61年1月17日採録)



鶴田 節夫 (正会員)

昭和22年3月25日生。46年3月早稲田大学理工学部電気通信学科卒業。'48年3月名古屋大学大学院電気・電子・電気第2 (現在の情報) 工学研究科修士課程修了。同年4月(株)日立製作所システム開発研究所入社。現在、交通などの管制システムを対象に、分散システムを含む計算機のシステムソフトウェアおよび、知識情報処理システムの研究に従事。電子通信学会, ACM, IEEE各会員。



宮本 捷二 (正会員)

昭和20年2月25日生。昭和42年3月早稲田大学理工学部機械工学科卒業。同年(株)日立製作所中央研究所入社。昭和48年より同システム開発研究所, 昭和60年より同本社研究開発部勤務。現在, 主任研究員。交通, 宇宙などの管制システムならびに自動化技術, 通信技術の研究に従事。日本機械学会, 電子通信学会, 計測自動制御学会, 電気学会各会員。