

階層群における高信頼な選択的放送通信プロトコル

高村 昌興[†] 中村 章人[†] 滝沢 誠[†]

グループウェアシステムのような分散型応用では、複数エンティティ間の高信頼放送通信が要求されている。これまでに、Ethernet等の低信頼放送通信網を用いて、複数のエンティティのグループに高信頼な放送通信を提供する放送通信プロトコルが多く研究されてきている。これらの放送通信プロトコルでは、グループ内の n 個のエンティティに対して、 $O(n^2)$ の通信負荷がある。小規模のシステムでは有効であるが、数百以上のエンティティを含んだ大規模システムでは、性能面で有効でない。また、通信網の高速化により、各通信エンティティでの処理負荷が問題となり、これを減少させる必要がある。本論文では、大規模なシステムで放送通信を行わせることを考える。このため、同一の通信チャンネルに接続された複数のエンティティを、論理的に階層化することにより、各エンティティでの処理負荷を減少させることを試みる。

Selective Reliable Broadcast Communication Protocol in Hierarchical Cluster

MASAOKI TAKAMURA,[†] AKIHITO NAKAMURA[†] and MAKOTO TAKIZAWA[†]

Reliable broadcast communication among multiple entities is required to realize new distributed applications like groupware systems. In addition to the conventional one-to-one communication systems, broadcast communication systems like radio systems and local area networks (LANs) are available at present. Most broadcast protocols proposed so far are dedicated to one network environment and imply $O(n^2)$ complexity for a number n of entities in the group. In order to provide large number of entities with reliable broadcast communication, we discuss a method by which entities are logically divided into disjoint groups which are hierarchically structured in a tree where all the entities are connected by a single channel. We present a protocol named an *HSPO* protocol which provides inter-cluster broadcast communication. Furthermore, we show that the *HSPO* protocol provides better performance than the one-cluster system.

1. はじめに

現在、FDDI¹⁾といった通信技術の発展に伴い、グループウェア²⁾等の分散型応用で、従来の1対1通信(OSI³⁾)に加えて、複数エンティティ間のグループ通信プロトコル^{2)-4), 7), 8), 10)-16)}が必要とされてきている。これらのプロトコルは、通信エンティティ数が数十程度までの網を対象としており、数百以上のエンティティを含んだ大規模網では、処理負荷とプロトコルデータ単位(PDU)数が大きくなり、実用的でない。本論文では、百以上のエンティティ間において、高信頼放送通信を実現するための放送通信プロトコルについて論じる。

放送通信プロトコル^{11), 12)}で、エンティティ数 n に対して、PDU数と処理負荷は、 $O(n)$ から $O(n^2)$ に

なる。FDDI¹⁾等の超高速網において、各エンティティの処理速度は、通信速度よりも遅いために、処理負荷を一定値以下に保つことが重要である。このため、本論文では、一つの高速通信チャンネルに接続された複数のエンティティを、階層化することにより、処理負荷の減少を試みる。エンティティのグループを群とする。文献11~16)では、群内の各エンティティが、全エンティティに対してPDUを送信する場合の原子性と受信順序について論じている。ここで、各PDUが全エンティティで受信されるか、または、全くされないかのいずれかであるとき、群内の各エンティティは、送受信の原子性を満たすという。これに対して、群内の一部のエンティティに、選択的な放送を行える**選択的半順序放送通信プロトコル**(SPO: protocol for selectively partially ordering PDUs)^{11), 12)}が示されている。ここでは、SPOを拡張した**階層型選択的半順序放送通信プロトコル**(HSPO: Hierarchical SPO)を述べる。

2章では、SPOプロトコルの概要を示す。3章で

[†] 東京電機大学工学部経営工学科
Department of Computers and Systems Engineering,
Faculty of Science and Engineering,
Tokyo Denki University

は、階層群のモデルについて述べる。4章では、HSPO プロトコルについて述べる。5章では、HSPO プロトコルと一つの網内の SPO プロトコルと比較を行う。

2. SPO プロトコル

SPO プロトコル^{11),12)}は、群内で選択的な放送通信を提供するプロトコルである。

2.1 サービス

単一チャネル (IC) サービス^{11),16)}は、Ethernet⁵⁾や無線システムで提供されるサービスを抽象化したものである。ここでは、各エンティティは、同順序で全 PDU を受信するが、オーバーラン等により、PDU を受信し損ねる場合がある。SPO プロトコルは、IC サービスを利用し、まず、複数エンティティ E_1, \dots, E_n 間に群 C を確立する。群は、一対のエンティティ間のコネクション⁶⁾を、 $n (\geq 2)$ 個のエンティティ間に拡張した概念である。C が確立された後、一意な群識別子が得られる^{14),15)}、群識別子を持った PDU が、C 内のエンティティに送られる。高信頼放送通信プロトコル¹¹⁾⁻¹⁶⁾が示されているが、SPO プロトコル¹¹⁾では、各 PDU は、C 内の一部に選択的に送られる。

[例] 群 C が、エンティティ E_1, E_2, E_3 により提供されるとする (図1)。各 E_j は、送受信 PDU の履歴を示す受信ログ RL_j と送信ログ SL_j を持つ ($j=1, \dots, n$)。 $\langle p_1 \dots p_m \rangle$ を、PDU p_1, \dots, p_m のログとする。各 PDU p に対して、 $p_{n+1} \dots p_n$ は、 $p.DST = \{E_1, \dots, E_k\}$ を意味する。 E_1 は、 E_1 に $\langle c d g \rangle$, E_2 に $\langle a d e f g \rangle$, E_3 に $\langle a b c g \rangle$ を送信する。これが、選択的放送¹¹⁾である。二つのエンティティが、あるエンティティから同じ PDU を受信するとき、その受信順序は同じである。しかし、異なったエンティティから受信した PDU の受信順序は、同じとは限らない。例えば、 E_1 と E_2 で、 d と p の受信順序が異なっている。これが、SPO サービスである。□

2.2 三相による正しい受信概念

エンティティ E_1, \dots, E_n が提供する群で、 E_k が放送した PDU p は、三相手続き^{14),15)}により全エンティティで受信される。

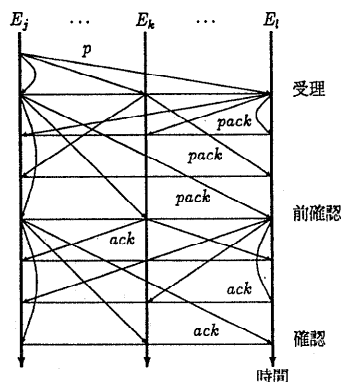


図2 三相手続き
Fig. 2 Three-phase procedure.

[三相による正しい受信] (図2)

- (1) p が E_j で受信される。
 - (2) E_j は、「 p の全宛先が p を受信した」ことを知る。
 - (3) E_j は、「 p の各宛先は、『全宛先が p を受信した』ことを知っている」ことを知る。 □
- (1), (2), (3) の条件を満足するとき、各々 p は、 E_j で受理、前確認、確認されたという。宛先から、受信確認を受けたとき、(2)となる。従来の1対1通信では、(2)まで考慮すればよかったが、放送通信では、複数のエンティティが含まれるので、あるエンティティが、他のエンティティからの受信確認通知を、受信できない場合を考慮する必要がある。そこで、(3)が必要となる。図2で、水平実線は、送信元から宛先に届くまでの、最小時間単位を示す。

2.3 データ転送手続き

各 PDU p は、図3に示す属性 $p.F$ から構成される。 $p.CID$ は C の群識別子、 $p.SRC$ は p の送信元 E_k 、 $p.DST$ は C 内の宛先集合を示す。 $p.TSEQ$ は、主シーケンス番号である。 E_k が PDU を放送するたびに、主シーケンス番号は一つ増加する。 $p.PSEQ_j$ は、 E_k から E_j に対する副シーケンス番号である ($j=1, \dots, n$)。 E_j 宛に PDU を放送したときのみ、副シーケンス番号が一つ増加される。各 $p.ACK_j$ は、

$E_1 RL_1: \langle c x p y d g q \rangle$ $SL_1: \langle a_{21} b_2 c_{13} d_{12} e_2 f_2 q_{123} \rangle$
 $E_2 RL_2: \langle a d x e y p f q \rangle$ $SL_2: \langle x_{12} y_{123} z_3 \rangle$
 $E_3 RL_3: \langle a y b c p s g \rangle$ $SL_3: \langle p_{123} q_1 \rangle$

図1 SPO サービスの例
Fig. 1 Example of the SPO service.

CID	SRC	DST	TSEQ	PSEQ _{1, ..., PSEQ_n}
-----	-----	-----	------	--

ACK _{1, ..., ACK_n}	DATA
--	------

図3 SPO PDU 形式
Fig. 3 SPO PDU format.

E_k が E_j から受信予定の PDU の主シーケンス番号である。 p .DATA はデータである。

E_k は、各 E_j に対して、変数 $TREQ_j$ と $PREQ_j$ を持つ。 E_j からの PDU p が、 E_k に届いたとき、 $E_k \in p.DST$ で、 $PREQ_j = p.PSEQ_k$ ならば、 E_k は p を受理し、 $PREQ_j$ に 1 が加えられる。ここで、 E_j が p と q を放送し、 E_k が p を受信し損ねたとする。 E_k が q を受信したとき、 $TREQ_j < q.TSEQ$ である。これにより、 E_k は、主シーケンス番号が、 $TREQ_j$ 以上で、 $q.TSEQ$ より小さい p の紛失が検出される。 p が、 E_k 宛でない場合があるので、 E_j に再送要求をただちに行わない。 $q.PSEQ_k \leq PREQ_j$ ならば、 p が E_k 宛であることを知り、 E_k は、 E_j に p の再送要求を行う。

E_k は、 $n \times n$ 行列 AL を持つ。各 AL_{ij} は、「 E_i が、主シーケンス番号が、 AL_{ij} 以下である PDU を E_j から受信した」ことを E_k は知っていることを示す。 E_i からの p が、 E_k で受信されたとき、 $AL_{ij} := p.ACK_j$ となる。ここに、 $\min(AL_{1j}, \dots, AL_{nj})$ は、 $TSEQ$ がこれ以下である E_j からの PDU が、全エンティティで受信されたこと、すなわち、 E_k で前確認されたことを示す。

E_k は、変数 $TSEQ$ と $PSEQ_j$ ($j=1, \dots, n$) を持つ。 E_k が、 p を放送するとき、 $TSEQ := TSEQ + 1$ 、 p が E_j 宛ならば、 $PSEQ_j := PSEQ_j + 1$ とする。その後、 $p.TSEQ := TSEQ$ 、 $p.PSEQ_j := PSEQ_j$ とする。

IC サービス上の SPO プロトコルで、 $O(n)$ から $O(n^2)$ の PDU が、三相手続きを行うために放送される。最悪の場合 ($O(n^2)$) に、PDU を受信するごとに、 p の受理情報を選ぶ PDU を放送する。最良の場合 ($O(n)$) に、各エンティティは、全エンティティからの PDU を受信した後、PDU を放送する。また、PDU ヘッダは、図 3 に示すように、 ACK_j と $PSEQ_j$ ($j=1, \dots, n$) を含むので、 $O(n)$ の大きさである。各エンティティは、PDU を受信したとき、 $n \times n$ 行列 AL を操作するので、 $O(n^2)$ の処理負荷と記憶量が必要となる。

3. 階層群

従来の群^{11)~15)}を、平群とする。平群の SPO プロトコルでは、 $O(n^2)$ の処理負荷があることから、大規模なシステムに適用できない。このために、一つの通信チャンネル (IC 網) に接続されたエンティティを、階層化することにより、処理負荷の減少を試みる。例え

ば、エンティティ E_1, \dots, E_6 から成る群を考える。SPO では、各 E_i からの PDU が全エンティティに放送される。これに対し、群を E_1, E_2, E_3 の群 C_1 と、 E_4, E_5, E_6 の群 C_2 に分ける。 E_2 から放送された PDU p が、 C_2 宛でないならば、 C_2 に放送されない。 p が C_2 宛であっても、 p が C_1 で前確認された後、 C_2 に放送される。 p を前確認するための PDU が、 C_1 内でのみ放送される。このように、PDU 数と処理負荷を減少できる。これが、階層群である。

階層群 C は、要素群 C_1, \dots, C_n から構成される。各 C_j は、エンティティが階層群のどちらかである ($j=1, \dots, n$)。 C を C_j の親群とする。各群は、少なくとも一つの親を持つが、根群は、親を持たない。葉群は、エンティティだけから構成される。すべての葉が、同じ階層にあり、葉群のみがエンティティから構成される群を、均衡階層群とする。本論文では、均衡階層群を考える。群 C_j が、 C_i の子孫であるならば、 C_j は C_i に含まれるとする。図 4 は、 C が根群で、 C_1 と C_2 が葉群である均衡階層群の例を示す。

ある E_i は、 C の要素と親群との通信機能を持つ。このとき、 E_i を C のゲートウェイとし、 GE と表す。図 4 で、 E_1 は C_1 の、 E_4 は C_2 のゲートウェイである。 C_j のゲートウェイは、 C_j の代表者として、HSPO プロトコルを実行する。そのようなエンティティを、 C の要素エンティティとする。群 C を $\langle CE_1, \dots, CE_n, GE \rangle$ とする (図 5)。 C_j が葉群でないならば、 CE_j は、 C_j のゲートウェイである。

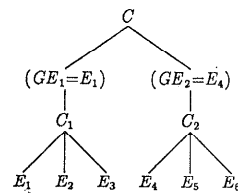
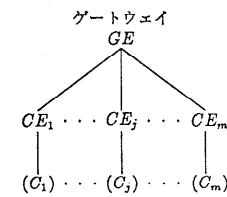


図 4 階層群
Fig. 4 Hierarchical cluster.



下位要素群
図 5 群 C
Fig. 5 Cluster C.

各 C_j 内で, PDU は, SPO プロトコルに従って, C_j 内にだけ放送される. C_j 内のゲートウェイが, これを受信し, 宛先が他の要素群を含むならば, C_j の親群に放送する. そのため, PDU は, 宛先に含まれない要素群に放送されない. 各要素群のエンティティ数を一定にできれば, 階層群内の全エンティティが多くなっても, 各エンティティの処理負荷を一定値以下に保つことができる.

4. 階層群内の SPO プロトコル

階層群の SPO プロトコル (HSPO プロトコル) について論じる.

4.1 例

図4で, PDU p が, C_1 内の E_1 から放送される場合の手続き例を示す (図6).

- (1) E_1 は, C_1 内の E_2, E_3 , およびゲートウェイ GE_1 に p を放送する. GE_1 が, p を受信したとき, 親群 C に p を配送する. このように, p は, 葉から根に配送されていく. これを, 上昇相とする.
- (2) GE_1 が, E_1 から p を受信したとき, C 内で p を放送する. C_2 内の GE_2 は, p を受信する. p が, C_2 内に宛先を含むならば, GE_2 は, C_2 で p を放送する. このように, p は, 上昇相で配送された群から, 葉に配送されていく. これを, 下降相とする.
- (3) C_1 と C_2 内の全エンティティが p を受理したとき, p は, 各々で独立に前確認される. GE_1 と GE_2 は, 親群 C に, p の前確認情報を運ぶ PDU を配送する. このように, p の前確認が,

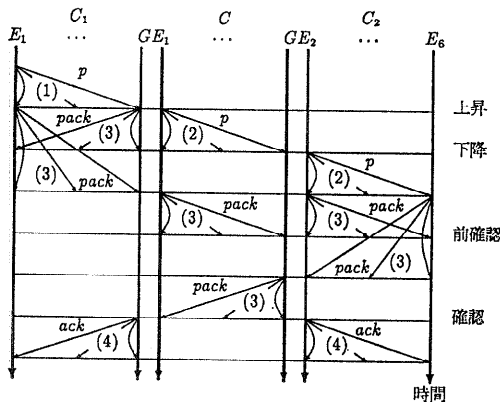


図6 四相手続き
Fig. 6 Four-phase procedure.

葉から根に配送されていく. これを, 前確認相とする.

- (4) 根 C で, p のすべての前確認が届いたとき, p の確認を示す PDU が, 全要素群に配送される. C_1 と C_2 のエンティティが, p の確認を受信したならば, p は確認される. これを, 確認相とする. E_1 が放送する PDU p の宛先として, C_1 外 (例, E_5), C_1 内 (例, E_3) が考えられるが, C_1 内のときは, E_3 を宛先として, C_1 内で放送する. C_1 外のときは, GE_1 を宛先として, C_1 内で放送する. GE_1 は, p .DATA に宛先 E_5 を含め, GE_2 経由で, C_2 内の E_5 に放送する.

4.2 四相手続き

群 $C = \langle CE_1, \dots, CE_m, GE \rangle$ を考える. C 内で放送される各 PDU は, 図7に示す属性を持つ. $p.CID$ と $p.SRC$ は, 各々群識別子と送信元である. $p.TSEQ$ は主シーケンス番号である. $p.PSEQ_j$ と $p.PSEQ_{GW}$ は, 各々 CE_j と GE に対する副シーケンス番号である. $p.DST$ は, 宛先を示すビットマップである. j 番目のビット $p.DST_j$ は, C_j が宛先ならば1であり, それ以外は0である. $p.GW$ は, C の外部に p の宛先があれば1であり, それ以外は0である. C 内に含まれない p の宛先エンティティの番地は, $p.DATA$ 内の番地リスト $ALIST$ に含まれる. GE が, p を受信するとする. $p.GW$ が1ならば, GE は, p を受け取る. ここで, GE は, $ALIST$ を用いて, C 以外のエンティティを含むならば, 親群に p を配送する. $p.ACK_j$ は, CE_k が, CE_j から次に受信予定の PDU の主シーケンス番号である.

PDU の受信手続きは, 上昇, 下降, 前確認, 確認の四相から構成される.

- [上昇相] (1) 要素エンティティ CE_j が, C 内において, PDU p を放送するとする.
- (2) CE_j は, CE_1, \dots, CE_m と GE に p を放送する. 各 CE_j が, p の宛先を含み, p を受理したならば, p の受理情報を持った PDU (受理 PDU) を放送する. CE_k が, C 内の各エンティティから,

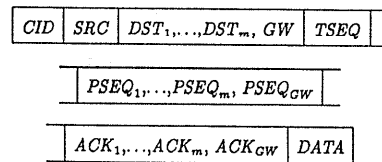


図7 HSPO PDU 形式
Fig. 7 HSPO PDU format.

p の受理 PDU を受理したならば、 p は、 CE_k で前確認される。 GE は、 p が前確認されたとき、 p を C の親群 C' に配送する。 □

(2)で、 p が、 C 内に含まれないエンティティを宛先に持つならば、親群 C' に p を配送する。 そうでないならば、上昇相で終了する。 上昇相で、葉群内のエンティティで放送される PDU は、共通の先祖群まで配送される。 CE_j で p を受理すると、 CE_j は、要素群 C_j に p を配送する。 これが、下降相である。

[下降相] (1) GE は、親群から p を受け取る。 C が、 p の宛先を含むならば、 GE は各 CE_j に p を放送する ($j=1, \dots, n$)。 (2)各 CE_j が、 p を受理したとき、 C_j 内のエンティティ宛ならば、要素群 C_j に p を配送する。 すなわち、 p が C_j で放送される。 □

下降相で、 p が上昇相で放送される各群から、葉に向かって配送される。 葉群で、 p は、全宛先エンティティに届けられ、 SPO プロトコルで前確認される。 次に、 p の前確認 PDU が、葉から根に向かって、次々に配送される。

[前確認相] (1)各 CE_j は、要素群 C_j から p の前確認 PDU $pack$ を受け取る。 (2) CE_j は、 C 内の全要素エンティティ CE_1, \dots, CE_m に $pack$ を放送する。 (3) SPO プロトコルにより、 $pack$ が、 C 内で前確認されるならば、 GE は、親群に $pack$ を配送する。 □

根群で、各要素群からの p の前確認 PDU $pack$ が前確認されるならば、 p の確認を示す確認 PDU が、全要素群に配送される。

[確認相] (1) GE は、親群から p の確認 PDU ack を受け取る。 (2) GE は、 C 内の全エンティティ CE_1, \dots, CE_m に ack を放送する。 (3) ack が、 C 内で前確認された後、各 CE_j は、要素群 C_j に ack を放送する。 □ C が葉であれば、 CE_j が確認 ack を受理したとき、 p は CE_j で確認され、応用エンティティに p を渡す。

5. 評価

T を高さ h の均衡階層群とする。 T 内の各群が、 m 個の要素を持つとする。 T は、 $EN=m^{h+1}$ 個のエンティティと、 $CN=1+m+m^2+\dots+m^h=(1-m^{h+1})/(1-m)$ 個の要素群を持つ。 NN を T 内の全要素数 $m+m^2+\dots+m^h=m \times (1-m^{h+1})/(1-m)$ とする。 まず、各 PDU が、 T 内の全エンティティ宛であると仮定す

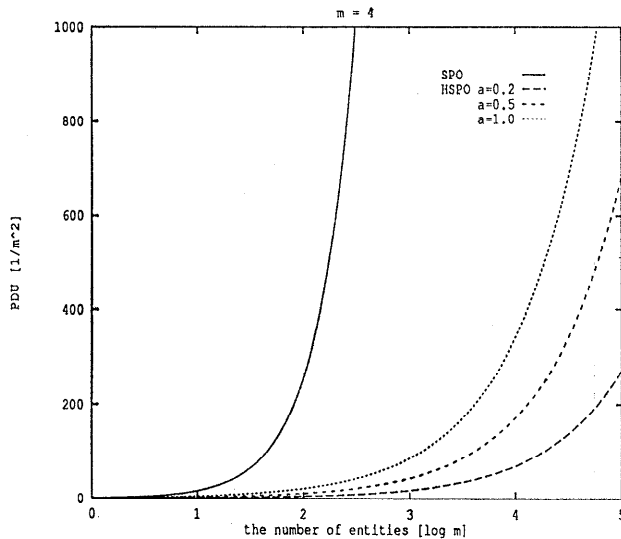


図 8 PDU 数 ($m=4$)
Fig. 8 Number of PDUs ($m=4$).

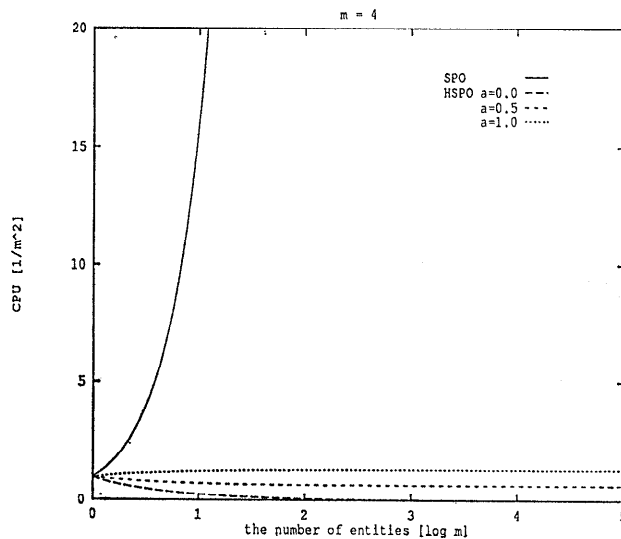


図 9 処理負荷 ($m=4$)
Fig. 9 Processing overhead ($m=4$).

る。各 PDU に対して、三相手続きをするために、最悪 $O(m^2)$ の PDU が、 T 内の各群内で放送される。従って、 $HN = m^2 \times CN = m^2(1 - m^{h+1})/(1 - m)$ 個の PDU が、 T 内で放送される。平群の SPO プロトコルで、 $SN = EN^2 = m^{2(h+1)}$ 個の PDU が、放送される。

各要素群の各エンティティは、 $m \times m$ 行列を、各 PDU の受信ごとに操作するので、 $O(m^2)$ の計算量が必要である。HSPO プロトコルで、全処理時間は、 $THIP = NN \times m^2 = m^3 \times (1 - m^{h+1})/(1 - m)$ である。従って、各エンティティは、 $HP = THP/EN = (m^3 \times (1 - m^{h+1})/(1 - m))/m^{h+1} = (1 - m^{h+1})/((1 - m) \times m^{h-2})$ の処理負荷を持つ。一方、SPO プロトコルで、各エンティティの負荷は、 $SP = EN^2 = m^{2(h+1)}$ である。

次に、各 PDU が、選択的に放送される場合を考える。 a を、群の外部に PDU が放送される割合とする。 $AHN(a) = [1 + a \times (m - m^h)/(2 - m)] \times m^2$ の PDU が放送され、各エンティティの平均処理負荷は、 $AHP(a) = [1 + a \times (m - m^h)/(1 - m)]/m^{h-2}$ である。 $a = 0$ ならば、 $AHN(0) = m^2$ の PDU が、要素群内でのみ放送される。各エンティティの平均処理負荷は、 $AHP(0) = m^{2-h}$ である。 $a = 1$ のとき、 $AHN(1) = HN$ と $AHP(1) = HP$ となり、 T 内で全エンティティに放送された場合と同じである。

各要素群が 4 個の要素を含む場合の、PDU 数と各エンティティの処理負荷を図 8 と図 9 に示す。図で、水平軸は、 T 内の全エンティティ数を \log_m で記す。図 8 の垂直軸は、PDU 数を m^2 で割った値を示す。図 9 の垂直軸は、平群の場合に対する処理負荷を示す。図から、HSPO プロトコルは、SPO プロトコルより、良い性能を提供することがわかる。頻繁に通信し合うエンティティが、一つの群内に含まれるならば、処理と通信負荷を、更に減少できる。

応答時間は、群木の高さ h に依存し、エンティティ数 EN に対して、 $O(\log_m EN)$ である。SPO プロトコルで、応答時間は、最悪 $O(EN^2)$ 、最良 $O(EN)$ である。よって、HSPO プロトコルは、大規模網でより良い応答時間をもたらす。

6. 結 論

本論文で、大規模なシステムの複数エンティティ間での高信頼放送通信を有効に行うためのプロトコルについて述べた。本プロトコルでは、IC サービス網接続されたエンティティを、階層化することにより、各エンティティの処理負荷を減少できる。群を階層化

した HSPO プロトコルと、平群の SPO プロトコルを性能について比較した。これにより、HSPO プロトコルは、PDU 数と処理負荷の点で、SPO より有効であることを示した。一方、各エンティティの処理負荷を減少できるが、各 PDU が全宛先に届くまでに、複数の要素群内で放送されるので、PDU の転送時間が増加する。しかし、この転送時間は、階層の構成方法により変化するので、階層の構成方法は、情報形式の圧縮と並んで今後の検討課題である。

参 考 文 献

- 1) American National Standards Institute: FDDI Token Ring Media Access Control (MAC), ANSI X3.139 (1987).
- 2) Birman, K., Schiper, A. and Stephenson, P.: Lightweight Causal and Atomic Group Multicast, *ACM Trans. Comput. Syst.*, Vol. 9, No. 3, pp. 272-314 (1991).
- 3) Chang, J. M. and Maxemchuk, N. F.: Reliable Broadcast Protocols, *ACM Trans. Comput. Syst.*, Vol. 2, No. 3, pp. 251-273 (1984).
- 4) Garcia-Molina, H. and Spauster, A.: Message Ordering in a Multicast Environment, *Proc. of the 9th IEEE Intl. Conf. on Distributed Computing Systems*, pp. 354-361 (1989).
- 5) IEEE: IEEE Project 802 Local Network Standards—Draft (1982).
- 6) International Standards Organization: OSI—Connection Oriented Transport Protocol Specification, ISO 8073 (1986).
- 7) Kaashoek, M. F., Tanenbaum, A. S., Hummel, S. F. and Bal, H. E.: An Efficient Reliable Broadcast Protocol, *ACM Operating Systems Review*, Vol. 23, No. 4, pp. 5-19 (1989).
- 8) Luan, S. W. and Gligor, V. D.: A Fault-Tolerant Protocol for Atomic Broadcast, *IEEE Trans. on Parallel and Distributed Systems*, Vol. 1, No. 3, pp. 271-285 (1990).
- 9) 松下 温: 図解 グループウェア入門, オーム社 (1991).
- 10) Melliar-Smith, P. M., Moscr, L. E. and Agrawal, V.: Broadcast Protocols for Distributed Systems, *IEEE Trans. on Parallel and Distributed Systems*, Vol. 1, No. 1, pp. 17-25 (1990).
- 11) Nakamura, A. and Takizawa, M.: Reliable Broadcast Protocol for Selectively Ordering PDUs, *Proc. of the 11th IEEE International Conf. on Distributed Computing Systems (ICDCS-11)*, pp. 239-246 (1991).
- 12) Nakamura, A. and Takizawa, M.: Design of Reliable Broadcast Communication Protocol

for Selectively Partially Ordering PDUs, *Proc. of the IEEE COMPSAC '91*, pp. 673-679 (1991).

- 13) Nakamura, A. and Takizawa, M.: Priority-Based Total and Semi-Total Ordering Broadcast Protocols, *Proc. of the 12th IEEE International Conf. on Distributed Computing Systems (ICDCS-12)*, pp. 178-185 (1992).
- 14) Takizawa, M.: Cluster Control Protocol for Highly Reliable Broadcast Communication, *Proc. of the IFIP Conf. on Distributed Processing*, pp. 431-445 (1987).
- 15) Takizawa, M.: Design of Highly Reliable Broadcast Communication Protocol, *Proc. of IEEE COMPSAC '87*, pp. 731-740 (1987).
- 16) Takizawa, M. and Nakamura, A.: Partially Ordering Broadcast (PO) Protocol, *Proc. of the 9th IEEE Conf. on Computer Communications (INFOCOM)*, pp. 357-364 (1990).
- 17) Tanenbaum, A. S.: *Computer Networks*, Prentice-Hall International, Inc (1989).

(平成4年11月5日受付)
(平成5年4月8日採録)



高村 昌興 (学生会員)

1968年生。1992年東京電機大学理工学部経営工学科卒業。現在、同大学院理工学研究科修士課程在学中。分散型システム、通信網、プロトコル等の研究に従事。



中村 章人 (正会員)

1966年生。1989年東京電機大学理工学部経営学科卒業。1991年同大学院工学研究科修士課程修了。現在、同大学院理工学研究科博士後期課程在学中。分散型システム、通信プロトコル等に興味を持つ。



滝沢 誠 (正会員)

1950年12月6日生。1973年東北大学工学部応用物理学科卒業。1975年東北大学大学院工学研究科応用物理学専攻修士課程修了。同年(財)日本情報処理開発協会入社。1986年東京電機大学理工学部経営工学科講師、1987年より同助教授。工学博士。1989年9月より1年間ドイツ国立情報処理研究所(GMD)客員教授。1990年7月よりKeele大学(英国)客員教授。分散型データベースシステム、通信網、分散型システム、知識ベースシステム等の研究に従事。電子情報通信学会、人工知能学会、ACM、IEEE各会員。「知識工学基礎論」オーム社(共著)、「データベースシステム入門技術解説」ソフトリサーチセンタ、「分散システム入門」近代科学社(共著)。