

スロットリングネットワークにおける高速軽量 LLC プロトコルの性能評価

正 員 平林 幸治<sup>†\*</sup>      正 員 石橋 豊<sup>†</sup>      正 員 田坂 修二<sup>†</sup>

Performance Evaluation of a Light-Weight LLC Protocol in Slotted Ring Networks

Koji HIRABAYASHI<sup>†\*</sup>, Yutaka ISHIBASHI<sup>†</sup> and Shuji TASAKA<sup>†</sup>, *Members*

あらまし 本論文は、スロットリングネットワークにおけるファストセレクトコネクション型 (FS-CO) 論理リンク制御 (LLC) プロトコルの性能を評価したものである。FS-CO-LLC プロトコルは、高速軽量プロトコルの一つであり、コネクション確立・解放のオーバーヘッドを小さくするため、コネクション確立・解放要求をデータに相乗りさせる。本論文では、リング上のスロット数が 1 の場合の性能 (スループットおよび平均応答時間) を平衡点解析の手法により解析する。リング上のスロット数が複数の場合には、シミュレーションにより、その性能評価を行う。また、コネクション型 (CO) およびコネクションレス型 (CL) LLC プロトコルとの性能比較も行う。そして、平均メッセージ長がバッファサイズに比べ小さいときには、FS-CO-LLC プロトコルと CL-LLC プロトコルが CO-LLC プロトコルよりも性能が良く、平均メッセージ長が大きくなると、CO-LLC プロトコルが最も優れた性能をもつことを示す。また、平均メッセージ長を大きくしても、FS-CO-LLC プロトコルは CL-LLC プロトコルほど性能が大きく劣化しないことを明らかにする。

キーワード スロットリングネットワーク、媒体アクセス制御プロトコル、論理リンク制御プロトコル、高速軽量プロトコル、平衡点解析

1. ま え が き

近年、LAN の普及に伴い、その高速化とマルチメディアへの対応が要求されている。これらの要求に応えるものとして、FDDI (Fiber Distributed Data Interface)、ATMR (Asynchronous Transfer Mode Ring)<sup>(1)</sup>、 $\Sigma$ -600<sup>(2)</sup> などが提案されている。

このうち、ATMR と  $\Sigma$ -600 はスロットリングを基本としたリング型ネットワークである。これらのネットワークは、マルチメディアのサポートが容易な B-ISDN との親和性を考慮し、スロットサイズを ATM (Asynchronous Transfer Mode) セルと同じまたは同程度にしている。ATMR は、B-ISDN の加入者系や高速 LAN 対応のサイクルリセット型のスロットリングであり、150~600 Mbit/s の伝送速度をもつ。 $\Sigma$ -600 は、既に商用化されており、伝送速度は 4 チャンネルで

600 Mbit/s である。また、この種のスロットリングは、ANSI (American National Standards Institute) X3 T9.5 委員会で次世代 FDDI としてギガビットの伝送速度をもつ FFOL (FDDI Follow-On LAN) の候補としても検討対象にされている<sup>(3)</sup>。このように、スロットリングはいくつかの重要な高速 LAN の基本となっている。従って、これらの LAN の設計指針を明らかにするためには、まずスロットリングの性能を明らかにしておくことが重要である。

スロットリングを効率的に機能させるためには、これに適したプロトコル構成法を明らかにしなければならない。しかし、従来のスロットリングに関する研究は、MAC (Media Access Control) プロトコルに関するものがほとんどである (例えば、文献 (4))。MAC プロトコルは、共有媒体上のアクセス競合を解決する手順を決めたものであり、これだけではエンドツーエンドの通信の品質 (順序が正しく、誤りのないことなど) が保証されない。従って、MAC 副層と、少なくとも、その上位層の LLC (Logical Link Control) 副層まで含めて考える必要がある。LLC プロトコルは、通

<sup>†</sup> 名古屋工業大学工学部電気情報工学科, 名古屋市 Faculty of Engineering, Nagoya Institute of Technology, Nagoya-shi, 466 Japan

\* 現在, 三洋電機株式会社

信の品質を保証するための機能を持ち、CO (Connection-Oriented) 型と CL (Connection-Less) 型に大別される。高速ネットワークにおいては、CO 型ではコネクション確立・解放のオーバーヘッドが、CL 型では受信バッファオーバーフローによる再送がシステムの性能に大きな影響を及ぼす。また、CL-LLC プロトコルには、CO-LLC プロトコルのように通信の品質を保証する機能がないため、上位層でこの機能を付加する必要がある。

そこで、高速ネットワークにおける高効率エンドツーエンドプロトコルとして、XTP (eXpress Transfer Protocol) に代表される高速軽量プロトコル<sup>(6)</sup>が注目されている。高速軽量プロトコルとは、ネットワークの高速化によってボトルネックになったプロトコル処理を、階層の縮退やヘッダの簡素化等により軽量化するものである。この種のプロトコルの一つとして、FS-CO (Fast Select Connection-Oriented)-LLC プロトコルが提案されている<sup>(6)</sup>。このプロトコルは、コネクション確立・解放のオーバーヘッドを軽減するために、コネクション確立・解放要求をデータに相乗りさせるものである。

一方、MAC 副層と LLC 副層とを組み合わせせたネットワーク性能評価については、これまで、いくつかの研究が行われている。しかし、スロットリングに関しては、この種の研究は見られない。従って、スロットリングについても、LLC プロトコルまで含めた性能を定量的に評価し、各 LLC プロトコルの有効適用領域を明らかにするだけでなく、システム設計パラメータの設定方法を明らかにする必要がある。しかし、MAC, LLC 両プロトコルを同時に考慮した場合のシステムの振舞いは極めて複雑になり、これを正確にモデル化・解析するのは困難である。

本論文では、上記の問題の解決を容易にするため、まず、リング上のスロット数一つである場合の FS-CO-LLC プロトコルを取り上げる。ノード間の送信権の動きに着目し、メッセージや制御パケットの送信要求が、一つの仮想的な待ち行列に加わるものとしてモデル化する。そして、平衡点解析 (EPA) の手法<sup>(7)</sup>を用いて性能 (スループットおよび平均応答時間) の解析を行う。この解析結果を若干変更することにより、CL-LLC プロトコルの解析結果も得ることができる<sup>†</sup>。リング長が大きく、リング上に複数個のスロットが存在する場合に関しては、送信権が複数個存在することになり、解析が困難となる。そこで、本論文では、

シミュレーションにより、性能を明らかにする。そして、三つの LLC プロトコルの性能比較も行う。

以下、本論文では、まず 2. において、スロットリングにおける MAC プロトコルと FS-CO-LLC プロトコルの概要を述べる。3. では、リング上のスロット数が 1 のときのシステムの近似モデルを示すと共に、平衡点方程式を求め、スループットと平均応答時間の評価式を導出する。また、3 種類の LLC プロトコルの性能比較を行う。更に、4. で、リング上に複数個のスロットが存在する場合について、シミュレーションにより、リング長が性能に及ぼす影響について考察する。

## 2. プロトコル

### 2.1 MAC プロトコル

スロットリングの構成例を図 1 に示す。文献(4)と同様に、リング上には、一定サイズのスロット (slot) が一方向に循環している。スロットは、ヘッダ部とデータ部からなり、ヘッダ部はスロットの空き・ふさがり (エンpty・フル) を表すフラグ (flag) を含んでいる。このフラグは、スロットのデータ部にパケットが入っているときにはフル (full)、そうでない場合はエンpty (empty) である。

送信したいパケットをもつノードは、エンpty スロットを受信するのを待ち、受信したらフラグをフルに変えて、データ部にパケットを書き込み送信する。各ノードは、フルスロットを受信すると、そのスロットのパケットを複製して内部に取り込みながら、スロットを次ノードに送信する。このパケットのあて先が自ノードのときは上位層に渡し、そうでないとこれを破棄する。送信したいデータをもたないノードがエン

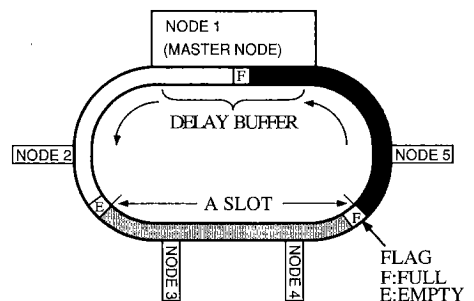


図 1 スロットリングの構成例  
Fig. 1 Structure of a slotted ring.

<sup>†</sup> CO-LLC プロトコルの性能評価は、文献(8)で行われている。

プティスロットを受信したときには、そのままスロットを次ノードに転送する。自ノードが送出したパケットは、リングを1周してきた時点で、自ノードによって取り除かれる。

リング上のスロット数は、各ノードにおいてスロットを受信し始めてから次ノードへ送信し始めるまでの転送遅延、ノード間の伝搬遅延時間、およびノード数から求まる収容ビット数をスロット長で割った値である。割り切れないときには、図1に示すようにマスタノード（ノード1）内に遅延バッファ（delay buffer）を設けることで調整する。

一般に、1ノードでの転送遅延  $D_N$  とノード間の伝搬遅延  $D_B$  を1ビット送信時間を単位として表現すると、ノードがリング上に均等に配置されているときには、リング上のスロット数は、 $[(D_N + D_B)M/A]$  となる。但し、 $M$  はノード数であり、 $A$  はスロット長 (bits) である。また、 $[x]$  は  $x$  以上の最小の整数を表す。

## 2.2 FS-CO-LLC プロトコル

文献(6)と同様に、ノードはメッセージを発生するとただちにデータパケットをすべて連続送信する。メッセージの最初のデータパケットにはコネクション確立要求が含まれている。相手ノードは、このうちバッファオーバーフローを起こさないで受信成功したのものに対し、ACK (以下ではD-ACKと言う) を返送する。このD-ACKには、ウィンドウフロー制御を行う際のウィンドウサイズが記されている。送信ノードがD-ACKを受信した時点で、コネクションが確立される。もし、送信した全データパケットの受信が成功の場合には、メッセージ送信はD-ACKを受信した時点で完了する。この場合は、CL-LLCプロトコルと同じ動作となる。1回目のデータパケット送信の際、バッファオーバーフローで受信されなかったパケットに対しては、再送が行われる。2回目以降のデータパケットの送信に際しては、ウィンドウフロー制御が行われる<sup>†</sup>。メッセージの最後のデータパケットにはコネクション解放要求が含まれており、相手ノードがこのデータパケットに対するD-ACKを返送し、送信ノードがこれを受信すると、コネクションは解放される。

## 3. 単一スロットの場合の性能評価

本章では、リング上のスロット数が1の場合のFS-CO-LLCプロトコルの性能評価を行う。

### 3.1 仮定

モデル化のため、以下の仮定を置く。

- (1) システム内のノード数は  $M$  とする。
  - (2) ノードはリング上で均等に配置されている。
  - (3) スロットはヘッダ部  $H$  ビットとデータ部  $L$  ビットで、計  $A (=H+L)$  ビットで構成される。
  - (4) マスタノードでの転送遅延を  $(A-M+1)$  ビット送信時間、それ以外のノードでの転送遅延を1ビット送信時間 ( $T_n$ ) とし、ノード間の伝搬遅延は無視する。
  - (5) 各ノードは、1ビット送信時間 ( $T_n$ ) 当り確率  $\sigma$  でメッセージを発生する。
  - (6) メッセージは、平均  $h=1/\gamma$  個の幾何分布に従う個数のデータパケットに分割される。
  - (7) メッセージを発生したノードは、すべてのデータパケットの送信が完了し、それに対するD-ACKを受信し終わるまで、次のメッセージを発生しない。
  - (8) 発生したメッセージのあて先は、自ノード以外に対して一様である。すなわち、1ノード当り  $1/(M-1)$  の確率であて先が決まる。
  - (9) メッセージの最初の1データパケットは、相手ノードで必ず正しく受信される。
  - (10) データパケット・制御パケットは、ともに1スロットで送信される。
  - (11) 各ノードにおける1コネクション当りのバッファサイズを  $W$  とする。すなわち、各ノードにおいて一度に  $W$  個までの連続したデータパケットは正しく受信されるが、 $W$  個を超えるものについてはオーバーフローを起こす<sup>‡</sup>。
  - (12) データパケットのACK (D-ACK) は、連続するデータパケット受信処理後に送信される。
  - (13) 各種パケットの送信処理時間、受信処理時間は無視する。
  - (14) パケットの伝送誤りは生じない。
- 文献(4)に示されているように、スロットリングでは、マスタノードにおける遅延バッファのため、厳密な解析モデルを作成するのは困難である。そこで、文献(4)と同様に、以下の近似を行う。
- (15) 各隣接ノード間のスロット送出開始の遅れがすべて均一になるように、時間単位として、 $T_n/M$  を用いる (以降、これを1ステップと言う。但し、 $T_n$  は1

<sup>†</sup> CL-LLCプロトコルでは、2回目以降も、1回目と同様にフロー制御なしにパケットの送信が行われる。

<sup>‡</sup> 一つのノードにおいて、何個のデータパケットまでオーバーフローすることなく連続受信できるかは、正確には伝送速度とノードのパケット処理速度に依存する。しかし、本論文では、解析の簡単化のため、この仮定を用いる。

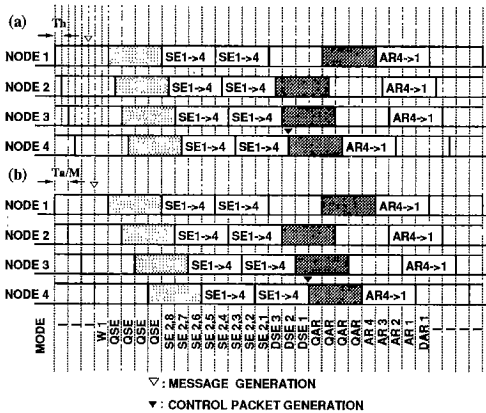


図2 リング上のスロット数が1の場合のパケットの送出タイミング例  
Fig. 2 Timing chart of packet transmission for a slotted ring network with a single slot.

スロット送信時間である)。

この近似による送出開始タイミング (以降では、単に送出タイミングと言う) の変形を図2に示す。図2(a)の送出タイミングは、実際のスロット送出タイミングであり、図2(b)の送出タイミングは仮定(15)に基づいたものである。図2(a)では、ノード1での遅延バッファのため、隣接ノード間の送出開始の遅れが均一になっていない。図2(b)では、仮定(15)を用いることで、送出開始の遅れが均一になり解析しやすくなる。図2では、ノード1でノード4あてのメッセージが発生した場合を示す。SEは1回目のデータの送信を意味し、ARはこれに対するD-ACKの送信を表す。その後の数字は、送信ノードと受信ノードの番号である。例えば、AR4→1はノード4からノード1へのD-ACKの送信である。

### 3.2 近似モデル

平衡点解析 (EPA) <sup>(7)</sup> による評価モデルを構築するために、以下の近似を行う。

(16) ノードが、何らかのACKを待っているとき、そのノードの状態を相手ノードが送信するACKの状態によって表現する [ACK仮説]<sup>(9)</sup>。

(17) 2回目以降のデータパケットの送信において、D-ACKを受信した後、次に送信しようとするデータパケット数は、平均  $h=1/\gamma$  個の幾何分布に従って新たに決定される<sup>(9)</sup>。

これらの近似によるモデルは、図3のようになる。このモデルでは、各ノードは図中のいずれか一つのモードにあり、ステップごとにモード間を遷移する。こ

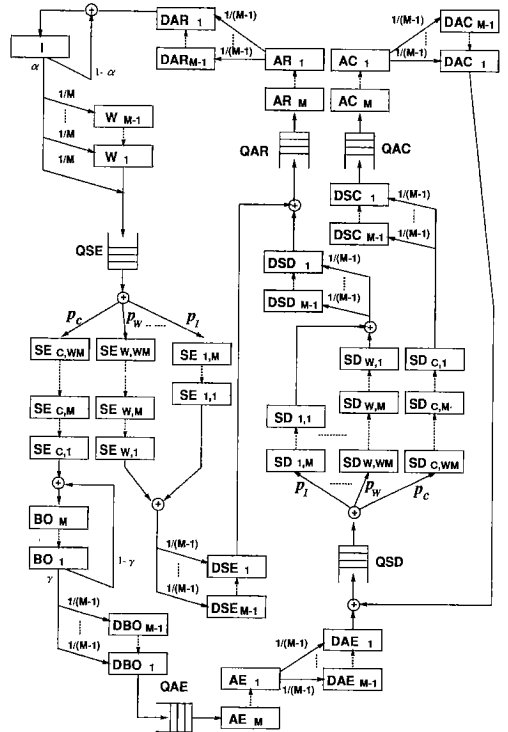


図3 FS-CO-LLCプロトコルを用いたスロットリングの近似モデル  
Fig. 3 An approximate model of a slotted ring with the FS-CO-LLC protocol.

のモデルの状態の観察、パケットの発生、スロットの送信とモード遷移のタイミングは、文献(10)と同様である。図2(b)には、ノード1のモード遷移の例も示している。図3のモードの意味を以下に簡単に示す。詳しくは、文献(10)を参照されたい。

[Iモード] 初期状態(まだ、メッセージを発生していない)。Iモードのノードは、仮定(3), (5), (15)より、1ステップ当り次式で定義される確率  $\alpha$  でメッセージを発生する。

$$\alpha = \frac{A}{M} \sigma \tag{1}$$

[W<sub>x</sub>モード (1 ≤ x ≤ M-1)] メッセージを発生してから、xステップ後に自ノードに送出タイミングが回ってくることを表している状態。

[QSEモード] 1回目のデータパケット送信の順番を待っている状態。QSEモードのノードは、確率  $p_k$  (1 ≤ k ≤ W),  $p_c$  でそれぞれ SE<sub>k,WM</sub>, SE<sub>c,WM</sub> モードに入る。また、仮定(17)より、確率  $p_h, p_c$  は、次式で与えられる。

$$\begin{cases} p_k = (1-\gamma)^{k-1}\gamma & (1 \leq k \leq W) \\ p_c = (1-\gamma)^W \end{cases} \quad (2)$$

[ $SE_{t,l}, SD_{t,l}$  モード ( $1 \leq t \leq W, 1 \leq l \leq tM$ )] データパケットを送信している状態(但し,  $t$  は連続送信するデータパケットの個数を表す)。

[ $SE_{c,m}, SD_{c,m}$  モード ( $1 \leq m \leq WM$ )] ノードの送信すべきデータパケット数が  $W$  より大きく, バッファサイズ分まで連続送信している状態。

[ $BO_y$  モード ( $1 \leq y \leq M$ )] 1 回目の送信で, ( $W+1$ ) 番目以降のデータパケットの送信を表す(これらは, 受信側でオーバフローする)。

[ $DSE_x, DBO_x, DSD_x, DSC_x$  モード ( $1 \leq x \leq M-1$ )] データパケット送信後の相手ノードへの転送遅延を表している状態。

[ $QAE, QAC, QAR$  モード] 相手ノードが D-ACK の送信の順番を待っている状態。

[ $AE_y, AC_y, AR_y$  モード ( $1 \leq y \leq M$ )] 相手ノードが D-ACK を送信している状態。

[ $DAE_x, DAC_x, DAR_x$  モード] 相手ノードが D-ACK を送信した後の自ノードへの転送遅延を表している状態。

[ $QSD$  モード] 2 回目以降のデータパケット送信の順番を待っている状態。

添字  $l, m, x, y$  は, 何ステップ後にそのモードが変わるかを表す。また,  $QSE, QAE, QSD, QAC, QAR$  の各モードは, 仮想的な待ち行列に加わった状態を表現している。この仮想待ち行列は, 実際には一つの共通の待ち行列であり, これらの各モードに入っているすべてのノードは, 地理的には分散しているが, 論理的には同じ待ち行列に加わっていることに注意されたい。

更に, 仮想待ち行列に関して, モデル構築の簡単化のために, 以下の仮定を置く<sup>(9)</sup>。

(18) あるノードが空の仮想待ち行列に加わった場合, 1 ステップだけ送信開始を遅らせる。

なお, CL-LLC プロトコルを用いた場合の近似モデルは, 図 3 を修正することによって, 容易に得られる。すなわち,  $QSD, SD_{t,l}, SD_{c,m}, DSD_x, DSC_x, QAC, AC_y, DAC_x (1 \leq t \leq W, 1 \leq l \leq tM, 1 \leq m \leq WM, 1 \leq x \leq M-1, 1 \leq y \leq M)$  モードを除いて,  $DAE_1$  モードからの遷移が  $QSE$  モードに入るようにすればよい。

### 3.3 平衡点解析

CO-LLC プロトコルを解析した文献(8)と同様に,

図 3 の近似モデルを EPA の手法を用いて解析する。このため, 各モードにあるノード数を表す確率変数を定義する。例えば,  $I$  モードにあるノード数を  $i$  とし, これを  $I \rightarrow i$  のように記す。以下同様に他の確率変数も次のように定義する。 $W_x \rightarrow w_x, QSE \rightarrow q_{SE}, SE_{t,l} \rightarrow s_{e,t,l}, DSE_x \rightarrow d_{se,x}, SE_{c,m} \rightarrow s_{e,c,m}, BO_y \rightarrow b_{o,y}, DBO_x \rightarrow d_{bo,x}, QAE \rightarrow q_{AE}, AE_y \rightarrow a_{e,y}, DAE_x \rightarrow d_{ae,x}, QSD \rightarrow q_{SD}, SD_{t,l} \rightarrow s_{d,t,l}, DSD_x \rightarrow d_{sd,x}, SD_{c,m} \rightarrow s_{d,c,m}, DSC_x \rightarrow d_{sc,x}, QAR \rightarrow q_{AR}, AR_y \rightarrow a_{r,y}, DAR_x \rightarrow d_{ar,x}, QAC \rightarrow q_{AC}, AC_y \rightarrow a_{c,y}, DAC_x \rightarrow d_{ac,x} (1 \leq x \leq M-1, 1 \leq y \leq M, 1 \leq t \leq W, 1 \leq l \leq tM, 1 \leq m \leq WM)$ 。ここで, 上記のすべての確率変数を成分としてもつベクトルを  $\mathbf{n}$  で表し, これをシステムの状態ベクトルと定義する。

図 3 のモデルに EPA を適用するために, 確率変数  $u(\mathbf{n})$  を次のように定義する。

$$u(\mathbf{n}) \triangleq \begin{cases} 1, & \text{現ステップでの状態が } \mathbf{n} \text{ のとき, 現ステップで何らかのパケットが送信される場合} \\ 0, & \text{その他} \end{cases} \quad (3)$$

同様に, 現ステップの状態が  $\mathbf{n}$  で 1 回目のデータパケットの送信が行われる場合に 1 となり, それ以外は 0 であるような変数を  $u_{SE}(\mathbf{n})$  とする。更に, 1 回目のデータパケットの送信で受信バッファオーバフローを起こした後に関手ノードが送信する D-ACK については  $u_{AE}(\mathbf{n})$ , 2 回目以降のデータパケットの送信については  $u_{SD}(\mathbf{n})$ , 現在の連続するデータパケットの送信によって, 現メッセージの送信を終了する場合の相手ノードの D-ACK については  $u_{AR}(\mathbf{n})$ , 2 回目以降のデータパケットの送信後もデータパケットが残っている場合の相手ノードの D-ACK については  $u_{AC}(\mathbf{n})$  と定義する。ここで, 1 ステップで送信されるパケットはたかだか一つであるので, 次式が成立する。

$$u(\mathbf{n}) = u_{SE}(\mathbf{n}) + u_{AE}(\mathbf{n}) + u_{SD}(\mathbf{n}) + u_{AR}(\mathbf{n}) + u_{AC}(\mathbf{n}) \quad (4)$$

システムが状態  $\mathbf{n}$  にあるとして, 各モードにおける 1 ステップ当りの増加ノード数の条件付き期待値を計算して 0 とおき, 独立な式をまとめる (フローバランスの式を求める)。更に, システム内のノード数が  $M$  であることを利用すれば, 次式を得る (次式は平衡点  $\mathbf{n}_e$  において成立する式であるので, 確率変数には, 添字  $e$  が付いている)。

$$M - (q_{SEe} + q_{AEe} + q_{SDe} + q_{ARe} + q_{ACe})$$

$$-\left\{\frac{1}{M}\gamma u_{SE}(\mathbf{n}_e) + \frac{1}{M}f u_{SD}(\mathbf{n}_e)\right\} \cdot \left[M \sum_{k=1}^W p_k k + p_c \left\{\left(W - \frac{1}{2}\right)M + \frac{1}{2}\right\}\right] + \frac{5}{2}M - \frac{1}{2} + \frac{1-p_c}{\alpha} + p_c u_{SE}(\mathbf{n}_e) = 0 \quad (5)$$

$$\gamma u_{SE}(\mathbf{n}_e) = u_{AR}(\mathbf{n}_e) \quad (6)$$

$$u_{AE}(\mathbf{n}_e) = p_c \gamma u_{SE}(\mathbf{n}_e) \quad (7)$$

$$u_{AC}(\mathbf{n}_e) = p_c f u_{SD}(\mathbf{n}_e) \quad (8)$$

$$f u_{SD}(\mathbf{n}_e) = u_{AE}(\mathbf{n}_e) + u_{AC}(\mathbf{n}_e) \quad (9)$$

$$u_{SD}(\mathbf{n}_e) = p_c u_{SE}(\mathbf{n}_e) \quad (10)$$

但し、上式における  $f$  は、次式で与えられ、ウィンドウフロー制御のもとで各ノードが一度に送信するパケット数の平均が  $1/f$  となる<sup>(11)</sup>。

$$f \triangleq \frac{\gamma}{1 - (1 - \gamma)^W} \quad (11)$$

式(2), (4), (6)~(10), (11)より、次式が成り立つ。

$$u_{SE}(\mathbf{n}_e) = \frac{1 - p_c}{1 - p_c^2 + \gamma} u(\mathbf{n}_e) \quad (12)$$

ここで、

$$q_e \triangleq q_{SEe} + q_{AEe} + q_{SDe} + q_{ARe} + q_{ACe} \quad (13)$$

と定義すると、 $q_e$  は、仮想待ち行列に加わっているノード数の平衡点における値となる。従って、式(10)~(13)より、式(5)は次のようになる。

$$M - q_e - \frac{1 - p_c}{1 - p_c^2 + \gamma} \frac{u(\mathbf{n}_e)}{M} (\gamma + f p_c) \cdot \left[M \sum_{k=1}^W p_k k + p_c \left\{\left(W - \frac{1}{2}\right)M + \frac{1}{2}\right\}\right] + \frac{5M}{2} - \frac{1}{2} + \frac{1 - p_c}{\alpha} - \frac{p_c M}{\gamma + f p_c} = 0 \quad (14)$$

上式を解くためには、 $q_e$  と  $u(\mathbf{n}_e)$  の関係を求める必要がある。そこで、まず、 $k$  番目に送信権を得るノードにおいて、パケットが発生した時点、若しくは、2回目以降のデータパケットの送信時にウィンドウフロー制御のもとでデータパケットの送信が可能となった時点で、送信権を得るまでの平均待ち時間を  $T_k$  で表す。先取りのない (nonpreemptive) 優先権をもつ  $M/G/1$  待ち行列<sup>(12)</sup> の考え方を応用することにより、以下のように  $T_k$  を近似的に求めることができる (付録参照)。

$$T_1 = \frac{\rho}{1 - \rho} \quad (15)$$

$$\left(1 - \frac{\rho}{M}\right) T_k = \frac{1}{2} \lambda \sum_{j=1}^{\infty} (jM)^2 F(j) + \frac{\rho}{1 - \rho} (k - 1) + \frac{1}{A} \{(k - 2)M + A\} \quad (2 \leq k \leq M) \quad (16)$$

上式において、窓口利用率  $\rho$  は、あるスロットにおいて何らかのパケットが伝送されている割合であり、

$$\rho = \sum_{k=1}^M (a_{E, ke} + a_{R, ke} + a_{C, ke} + b_{0, ke}) + \sum_{n=1}^W \sum_{k=1}^{nM} (s_{E, n, ke} + s_{D, n, ke}) + \sum_{k=1}^{WM} (s_{E, c, ke} + s_{DC, ke}) = \frac{1 - p_c}{1 - p_c^2 + \gamma} u(\mathbf{n}_e) \left\{ (\gamma + p_c f) \sum_{k=1}^W p_k k + p_c (1 + W)(\gamma + p_c f) + p_c + \gamma \right\} \quad (17)$$

となる。 $F(j)$  は、仮想待ち行列に加わったノードのサービス時間が  $j$  スロット ( $jM$  ステップ) である確率を表し、文献(11)と同様にして、以下のように求められる。

$$F(j) = \begin{cases} \frac{\gamma^2 + (p_c + p_c f + 1)\gamma + p_c^2 f}{(2 + p_c)\gamma + (1 + p_c)p_c f} & j=1 \\ \frac{(\gamma + p_c f)\gamma(1 - \gamma)^{j-1}}{(2 + p_c)\gamma + (1 + p_c)p_c f} & j=2, 3, \dots, W-1 \\ \frac{(\gamma^2 + p_c f)(1 - \gamma)^{j-1}}{(2 + p_c)\gamma + (1 + p_c)p_c f} & j=W \\ \frac{\gamma^2(1 - \gamma)^{j-1}}{(2 + p_c)\gamma + (1 + p_c)p_c f} & j > W \end{cases} \quad (18)$$

また、 $\lambda$  は、仮想待ち行列への到着率であり、次式で与えられる。

$$\lambda = \frac{a_i}{M} + w_{1e} + d_{B0, 1e} + d_{AE, 1e} + d_{AC, 1e} + d_{SC, 1e} + d_{SE, 1e} + d_{SD, 1e} = \frac{2(1 - p_c)}{1 - p_c^2 + \gamma} \frac{u(\mathbf{n}_e)}{M} (\gamma + p_c \gamma + p_c^2 f) \quad (19)$$

$q_e$  は、リトルの公式から次のように表される。

$$q_e = \lambda \frac{1}{M} \sum_{k=1}^M T_k \quad (20)$$

式(17)~(19)から式(15), (16)を計算できる。これらと式(19)を式(20)に代入し、更に、これを式(14)に代入すれば、最終的な平衡点方程式を得る。ここで、式(3)より  $E[u(\mathbf{n})] = \Pr[u(\mathbf{n})=1]$  となる。また、EPAの原理より  $E[u(\mathbf{n})] = u(\mathbf{n}_e)$  となる。従って、 $g \triangleq \Pr[u(\mathbf{n})=1]$  とおくと、

$$u(\mathbf{n}_e) = g \quad (21)$$

となる。これを最終的な方程式に代入する。この解のうち、 $0 \leq g \leq 1$  の範囲のものを用いれば、平衡点  $\mathbf{n}_e$  が求められる。

スループット  $S$  を、1スロット当りに送信されるデータパケットの平均個数にデータ部の割合を掛けたも

のと定義すると、次のようになる。

$$S = \frac{L}{A} \left\{ \sum_{n=1}^W \sum_{k=1}^{nM} (S_{E n, he} + S_{D n, he}) + \sum_{k=1}^{WM} (S_{E c, he} + S_{D c, he}) \right\}$$

$$= \frac{L}{A} \cdot \frac{1-p_c}{1-p_c^2+\gamma} g(\gamma+fp_c) \left( \sum_{k=1}^W p_k k + p_c W \right) \quad (22)$$

また、平均応答時間  $D$  を、メッセージが発生してから、最後のデータパケットに対する D-ACK を受信するまでの平均スロット数と定義する。これは、リトルの公式より、次式で与えられる。

$$D = \frac{1}{M} \left\{ \frac{LM(\gamma+fp_c) \left( \sum_{k=1}^W p_k k + p_c W \right)}{\gamma AS} - \frac{1}{\alpha} - \frac{2}{1-p_c} (1-\rho) \right\} \quad (23)$$

ここで、 $2(1-\rho)/(1-p_c)$  は、仮定(18)のための余分な時間の平均である。これは、文献(11)と同様にして、Iモードを出てから、初めてIモードに帰ってくるまでの仮想待ち行列に加わる平均回数に仮想待ち行列が空である確率  $1-\rho$  を掛けることにより得られる。なお、平均応答時間を厳密に求めるためには、実際のメッセージの発生時刻および最後のデータパケットに対する D-ACK の受信時刻と仮定(15)のもとでのそれらの時刻とのずれを考慮に入れる必要がある。しかし、これらのずれはただか1スロットと小さいので、上式ではこれらを無視している。

以上の解析結果を一部変更することにより、CL-LLC プロトコルの解析結果が得られる。

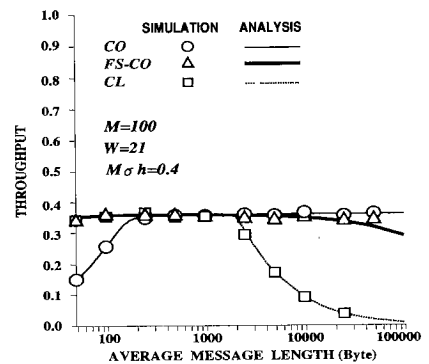
### 3.4 数値例

本節では、前節で得られた解析結果の精度をシミュレーションにより検証すると共に、各種パラメータが性能に及ぼす影響を明らかにする。また、FS-CO-LLC プロトコルの性能と CO-LLC<sup>†</sup> および CL-LLC プロトコルの性能を比較する（以下では、それぞれ、FS-CO, CO, CL と略す）。シミュレーションは仮定(1)~(14)のもとで行われ、その他の仮定は用いていない。以下の図においては、EPA による理論値は線で表し、シミュレーション値は□○△■●で表す。シミュレーションにおいては、95%信頼区間も求めた。しかし、95%信頼区間は、これらの記号の大きさより小さいため、図には示していない。また、スロットは、ATMセルに合わせて、ヘッダ部  $H=5$  Byte、データ部  $L=48$  Byte とする。

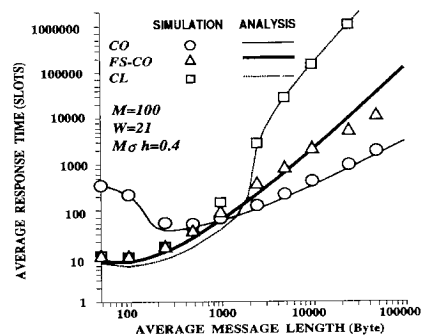
図4および図5に、ノード数を  $M=100$  とし、パッ

ファサイズを  $W=21$  (約 1 kByte) とした場合の平均メッセージ長に対する FS-CO のスループットと平均応答時間を示す。図4はシステムの負荷を  $Moh=0.4$  とし、図5は  $Moh=0.01$  としている。これらの図には、比較のため、CO および CL のスループットと平均応答時間も示している。但し、 $Moh=0.01$  の場合には、パラメータ値にかかわらずスループットが 0.01 程度となり、プロトコルによる差が小さいため、スループットは図示していない。

図4および図5から、スループット、平均応答時間も全般的に理論値はシミュレーション値とよく一致していることがわかる。しかし、 $Moh=0.4$  の場合には、FS-CO の平均メッセージ長が大きい領域と、CL の平



(a) Throughput



(b) Average response time

図4 スループットおよび平均応答時間と平均メッセージ長との関係

Fig.4 Throughput and average response time vs. average message length ( $Moh=0.4$ ).

<sup>†</sup> 文献(8)では、3.1と同様な仮定のもとで性能解析が行われている。

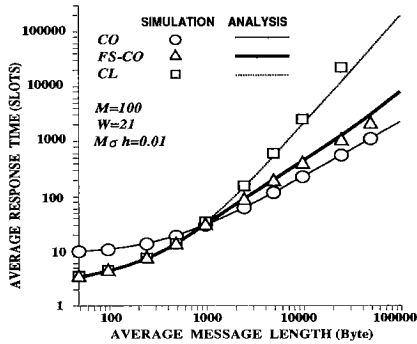


図5 平均応答時間と平均メッセージ長との関係  
Fig.5 Average response time vs. average message length ( $M\sigma h=0.01$ ).

均メッセージ長がバッファサイズより小さい領域で、平均応答時間の精度が幾分悪くなっている。前者の誤差は、平均メッセージ長のバッファサイズ分の長さに対する比率が大きいときにやや大きく現れる。これは、平均メッセージ長が大きくなると仮想待ち行列への到着率の変動係数が大きくなり、ポアソン近似の精度が悪くなることによる。一方、後者の誤差は、中程度の負荷において、特にノード数  $M$  が小さいときに幾分か大きくなる。これは、各ノードにおけるパケット送信要求の生起には相関があり、独立生起の近似の精度が悪くなるためであると考えられる。

図4(a)からわかるように、平均メッセージ長が小さい領域においては、COではコネクション確立・解放のオーバーヘッドの影響が大きいため、他のプロトコルよりスループットは小さい。一方、平均メッセージ長がバッファサイズ分の長さ付近より大きくなるにつれ、再送パケットが増えるCLでは、スループットが大きく劣化する。しかし、FS-COでは、CLより再送パケットが少ないので、CLほど大きくスループットが劣化しないだけでなく、常にCLと同程度若しくは大きいスループットが達成される。

図4(b)において、平均応答時間は、平均メッセージ長の増加に伴い、いったん小さくなってから、増加していることがわかる。この現象は、COにおいて特に顕著である。これは以下の理由による。この現象が観測されるのは、平均メッセージ長  $h$  がウィンドウサイズ  $W$  (ここでは約1kByte) より小さい領域である。まず、この領域では、発生したメッセージは、ほとんどの場合、バッファオーバーフローやウィンドウフロー制御による送信の一時停止なくして、一度の送信権獲得ですべて送信されてしまうことに注意されたい。図4

では、 $M\sigma h$  を一定としているので、 $h$  を大きくすると  $\sigma$  が小さくなる。従って、上記の状況では、 $h$  を大きくすると、それに比例して1メッセージの送信時間は増加するが、発生するメッセージ数は減少するため、結果として平均応答時間は小さくなる。COでは、一つのメッセージに、コネクション確立および解放のパケット、更にその各々に対するACKをも伴う。そのため、発生するメッセージ数の減少によるネットワーク負荷の軽減効果が、FS-COやCLと比べて大きく現れるのである。ところが、 $h$  が更に大きくなり、1回の送信権獲得で送信しきれなくなると、フロー制御による送信の一時停止やそれに伴うD-ACKの送信(CO, FS-COの場合)あるいはバッファオーバーフローによる再送(FS-CO, CLの場合)が生じるようになる。このため、 $h$  がある値より大きくなると、平均応答時間は増加するようになる。なお、図5では、システムの負荷が小さいため、図4(b)のような特徴は現れていない。

また、図4(b)と図5より、システムの負荷に関係なく、平均メッセージ長がバッファサイズ分の長さより小さい場合には、COの平均応答時間は、他より大きくなっていることがわかる。これは、コネクション確立・解放のオーバーヘッドの影響が大きいためである。平均メッセージ長が大きくなるにつれて、この影響は小さくなる。FS-COとCLでは、再送パケットが増えるので、やがてCOより性能が悪くなる。しかし、FS-COでは、スループットの場合と同様に、CLより平均応答時間の劣化する割合が小さいだけでなく、常に同程度若しくは小さい平均応答時間となっている。

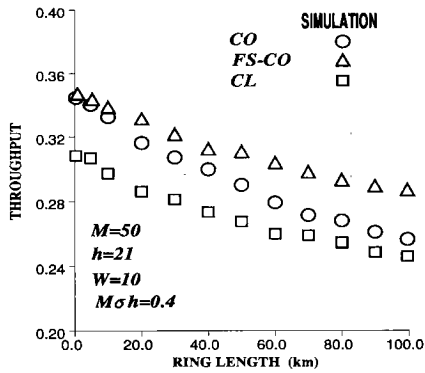
なお、以上の比較は、データパケット長とD-ACK返送時間の観点からは、文献(9)と同様に、CLに有利な仮定のもとで行われたことに注意されたい。更に正確に比較するためには、これと仮定(11)の脚注を考慮に入れる必要がある。

#### 4. 複数スロットの場合の性能評価

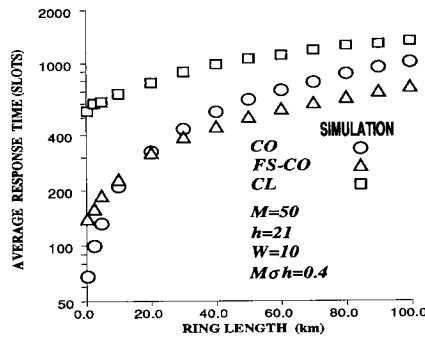
前章までの理論解析は、リング上にスロットが一つという制約をもつため、複数スロットの場合には、適用できない。従って、ここでは、リング上に複数個のスロットが存在する場合について、シミュレーションにより、その性能評価を行う。

図6に、 $M\sigma h=0.4$  の場合のリング長(円周)に対するスループットおよび平均応答時間のシミュレーション結果を示す。95%信頼区間は、ここでも□○△の記号の大きさより小さいため示していない。シミュレー





(a) Throughput



(b) Average response time

図 6 スループットおよび平均応答時間とリング長の関係  
Fig. 6 Throughput and average response time vs. ring length ( $M\sigma h=0.4$ ).

シヨンは、仮定(1)~(3), (5)~(14)のもとで行われ、その他の仮定は用いていない。図6では、ノード数  $M=50$ 、バッファサイズ  $W=10$ (約 0.5 kByte)、平均メッセージ長が約 1 kByte ( $h=21$ )、ノードでの転送遅延を  $D_N=3T_h$  としている。なお、リング長の 300 m から 100 km までの変化は、信号伝搬速度を 5.085  $\mu\text{s}/\text{km}$  とすると、スロット数では、1 から 180 までの変化に相当する。

図6(a)より、スループットは、LLC プロトコルに関係なく、リング長が大きくなるにつれて、徐々に減少していくことがわかる。これは、リング長が大きくなり収容されるスロット数が多くなると、未使用のスロット数が増えるためである。CO では、コネクションオーバーヘッドのため、FS-CO、CL と比べて、未使用のスロット数が多くなるので、スループットの減少する割合が大きい。

図6(b)より、リング長の増大に伴って、平均応答時

間が大きくなることが確認できる。また、リング長が短いときには、CO の平均応答時間は FS-CO より小さく、約 20 km を超えると、FS-CO の方が小さくなっていく。これは、リング長が大きくなると、CO におけるコネクション確立・解放に要する時間が大きくなるためである。また、図には示していないが、リング長が更に増大すると、150 km 付近で、CO の平均応答時間は、CL のそれよりも大きくなる。

## 5. むすび

本論文では、スロットリングネットワークにおいて、高速軽量プロトコルの一つである FS-CO-LLC プロトコルの性能を評価した。リング上のスロット数が1の場合は平衡点解析 (EPA) の手法を用いて解析し、複数個の場合にはシミュレーションを行った。そして、このプロトコルと CO および CL-LLC プロトコルとの性能も比較した。その結果、FS-CO-LLC プロトコルは、常に、CL-LLC プロトコルよりも優れた性能をもち、平均メッセージ長が大きくなっても、CL-LLC プロトコルほど著しく性能劣化を起こさないことがわかった。CO-LLC プロトコルでは、平均メッセージ長が小さい場合には、コネクション確立・解放のオーバーヘッドの影響が大きく、他と比べて平均応答時間は大きい。しかし、平均メッセージ長が長くなるにつれ、CO の平均応答時間は他よりも小さくなることもわかった。リング長が大きくなると、いずれのプロトコルの性能も劣化する。特に、CO-LLC プロトコルは、劣化の割合が大きくなった。

リング上のスロット数が2以上の場合の解析は、今後の課題である。

**謝辞** 本研究の初期の段階で貴重な御助言を頂いた信州大学不破泰助教授に深く感謝する。また、データの取得に御協力頂いた本学大久保政二氏に感謝する。なお、本研究は、平成5年度文部省科学研究費補助金一般研究(C) (課題番号 04650285) によって行われた。

## 文 献

- (1) Ohnishi H., Morita N. and Suzuki S.: "ATM ring protocol and performance", Conf. Rec. ICC '89, pp. 394-398 (June 1989).
- (2) 山鹿光弘, 森田隆士, 天田栄一, 高田 治: "高速基幹 LAN "Super  $\Sigma$  - 600", 日立評論, 73, pp. 21-30 (1991-05).
- (3) Gvozdanovic R.: "A review of high performance protocols for the FDDI follow on LAN", Proc. EFOC/LAN '92, pp. 81-88 (June 1992).
- (4) Fuwa Y. and Tasaka S.: "Performance analysis of high-speed slotted rings", Proc. IEEE TENCON '92, pp.

- 749-753(Nov. 1992).
- (5) Doeringer W. A., Dykenman D., Kaiserswerth M., Meister B. W., Rudin H. and Williamson R.: "A survey of light-weight transport protocols for high-speed networks", IEEE Trans. Commun., **38**, 11, pp.2025-2039 (Nov. 1990).
- (6) Tasaka S. and Suzuki T.: "A light-weight LLC protocol in high-speed satellite data networks", Conf. Rec. ICC '92, pp. 348-354 (June 1992).
- (7) Tasaka S.: "Performance analysis of multiple access protocols", MIT Press, Cambridge, MA (1986).
- (8) 平林幸治, 石橋 豊, 田坂修二: "スロットリングネットワークにおける LLC プロトコルの性能評価", 電気学会東海支部「情報通信と信号処理」若手セミナー資料(1993-08).
- (9) 田坂修二, 廣田雅也: "TDMA 予約衛星通信網におけるデータリンクコネクション制御方式", 信学論(B-I), **J73-B-I**, 4, pp. 297-308 (1990-04).
- (10) 平林幸治, 石橋 豊, 田坂修二: "スロットリングネットワークにおける高速軽量 LLC プロトコルの性能評価", 信学技報, **IN93-116**, pp. 67-74 (1994-01).
- (11) 鈴木隆宏, 田坂修二: "衛星パケット通信網における MAC および LLC プロトコル構成法の比較", 信学論(B-I), **J75-B-I**, 4, pp. 205-216 (1992-04).
- (12) Kleinrock L.: "Queueing systems, Vol. II: Computer applications", Chap. 3, Wiley-Interscience, New York (1976).

## 付 録

### 仮想待ち行列の解析 (式 (15), (16) の導出)

本論文で対象としているスロットリングでは, 一度送信権を獲得する (パケットの送信が許される) と, 送信バッファ内のウィンドウサイズまでのデータパケットすべて, または 1 個の制御パケットを送信し終えるまで送信権を保持する. そこで, たかだか  $W$  個のデータパケットの集合, または 1 個の制御パケットを送信の単位とみなし, これをブロックと呼ぶ. あるノードで, 一つのブロックが発生して, 仮想待ち行列に加わった際に, ノードの位置に対応して優先権を決定する. すなわち, このブロックの発生時に送信権をもっているノードを 1 番目のノードとし, その下流のノードに順番に優先権を割り当てる. ここで, 優先権は送信権の移動によって変わらないとする. 注目するブロックが発生したノードを  $p$  ( $1 \leq p \leq M$ ) 番目のノードとし, そのノードのバッファ内のブロックの集合を  $C_p$  で表す.  $C_p$  の中で, 注目している特定のブロックを  $B_p$  で表す. このとき, ブロック  $B_p$  が送信されるまでに, まず, 1 番目のノードがブロックをすべて送信する. そして, 自分より上流のノード ( $2 \sim p-1$  番目) が同様に送信し, 更に,  $p$  番目のノードが,  $B_p$  より先に仮想

待ち行列に加わっていたすべてのブロックを送信した後,  $B_p$  を送信する. また, 一つのノードは, 上流のノードが送信権をもっているとき, 自ノードが送信権を得て解放するまでの間に発生したブロックは, 自ノードより下流のノードに存在するブロックより先に送信することができる. 以下では, この性質に着目して, 仮想待ち行列での平均待ち時間を求める.

$B_p$  の平均待ち時間を  $T_p$  で表す. ブロックの発生間隔分布が平均  $1/\lambda$  ステップの指数分布に従うと仮定し, 1 ブロックの平均サービス時間を  $\bar{x}$  ステップとする. すべてのノードは確率的に同じ性質をもつため, これらの値は  $p$  の値によらず一定となる. このとき, 仮想待ち行列の窓口利用率を  $\rho$  で表すと, 次式が成立する.

$$\lambda \bar{x} = \frac{\rho}{M} \quad (\text{A}\cdot 1)$$

まず,  $2 \leq p \leq M$  の場合について考える. 先取りのない優先権待ち行列<sup>(12)</sup> の考え方をを用いて  $T_p$  を求めることとし, 以下の変数を定義する.

[ $T_0$ ]  $B_p$  が発生したときに進行中のサービスが完了するまでの平均残余時間.

[ $N_{kp}$ ]  $B_p$  が発生したときに  $k$  番目のノード ( $k=1, 2, \dots, p$ ) に既に存在するブロックの数 (すなわち,  $k$  番目のノードで前回の送信権を解放してから  $B_p$  が発生するまでに発生するブロックの数). この平均を  $\bar{N}_{kp}$  で表す.

[ $M_{kp}$ ]  $B_p$  の待ち時間中に発生した上流の  $k$  番目のノード ( $k=1, 2, \dots, p-1$ ) のブロックの数 (但し,  $B_p$  が発生してから  $k$  番目のノードで送信権を解放するまでに発生するブロックの数であり,  $k$  番目のノードで送信権を解放してから発生するブロックを含まない). この平均を  $\bar{M}_{kp}$  で表す.

このとき, 次式が成立する.

$$T_p = T_0 + \sum_{k=1}^{p-1} (\bar{N}_{kp} + \bar{M}_{kp}) \bar{x} + \bar{N}_{pp} \bar{x} + X_p \quad (2 \leq p \leq M) \quad (\text{A}\cdot 2)$$

ここで, 右辺第 4 項  $X_p$  はノードの転送遅延の和を表している. 通常先取りのない優先権をもつ待ち行列の理論に従うと,  $\bar{M}_{kp}$  は  $B_p$  の待ち時間中に上流のノードにおいて発生したブロックの平均数を表す. しかし, 上式の  $\bar{M}_{kp}$  には,  $B_p$  の待ち時間中でも, 上流のノードにおいて送信権を解放した後に発生したブロックが含まれておらず, これらのブロックは  $\bar{N}_{kp}$  に含まれることに注意されたい.

上式のうち、まず、 $T_0$  は、すべてのノードが均一であることから、以下ようになる。

$$T_0 = \frac{1}{2} \lambda \sum_{j=1}^{\infty} (jM)^2 F(j) \quad (\text{A}\cdot 3)$$

但し、 $F(j)$  はサービス時間が  $j$  スロット ( $jM$  ステップ) である確率である。ここで、仮想待ち行列が QSE モードに対応する場合には、 $W_1 \sim W_{M-1}$  モードの存在のため、 $T_0 = 0$  となる。しかし、QSE モードを他の待ち行列モードと区別することができないため、近似的に上式を用いる。

また、リトルの公式より、次式を得る。

$$\bar{N}_{pp} \bar{x} = \lambda T_p \bar{x} = \frac{\rho}{M} T_p \quad (\text{A}\cdot 4)$$

式(A・2)で  $\bar{N}_{kp} + \bar{M}_{kp}$  については、ノードにおいて送信権を解放した後発生したブロックか否かを識別するのは困難であるので、以下のようにする。あるノードが送信権を得てから、次に送信権を得るまでの平均時間を平均ローテーション時間  $R$  [ステップ] と定義すると、次式が成立する。

$$(\bar{N}_{kp} + \bar{M}_{kp}) \bar{x} = \lambda R \bar{x} = \frac{\rho}{M} R \quad (\text{A}\cdot 5)$$

また、平均ローテーション時間は、定義より、次のようになる。

$$R = \sum_{k=1}^M (\bar{N}_{kp} + \bar{M}_{kp}) \bar{x} + M \quad (\text{A}\cdot 6)$$

但し、上式の右辺第2項は、ノードの転送遅延の影響を表している。上式と式(A・5)より、次式を得る。

$$R = \frac{M}{1-\rho} \quad (\text{A}\cdot 7)$$

式(A・2)右辺第4項のノード転送遅延の和  $X_p$  の計算に際しては、実際のシステムのノード転送遅延はマスタノード以外では1ビット送信時間であるが、マスタノードでは  $(A-M+1)$  ビット送信時間であることに注意する必要がある。このことを考慮し、 $X_p$  を仮定(15)で定義したステップ単位で表現する。そして、式(A・4)、(A・5)を、式(A・2)に代入し整理すると、次式を得る。

$$\begin{aligned} \left(1 - \frac{\rho}{M}\right) T_p &= T_0 + \frac{\rho}{M} R(p-1) + \frac{M-1}{A}(p-1) \\ &\quad + \frac{1}{A}(A-M+p-1) \quad (2 \leq p \leq M) \end{aligned} \quad (\text{A}\cdot 8)$$

上式に、式(A・3)、(A・7)を代入すると、式(16)が得られる。

次に、 $p=1$  のときは、 $T_1 = \bar{N}_{11} \bar{x}$  を得る。この場合には、 $T_0 = 0$  となる。すなわち、ブロックが1回目に送

信されるデータパケットであるとき、 $T_0$  に対応する時間は  $W_1 \sim W_{M-1}$  モードで考慮されている。また、ブロックが D-ACK または 2 回目以降に送信されるデータパケットの場合には、送信権獲得と同時にそれを発生することになるため、 $T_0$  は常に 0 となる。このとき、平均ローテーション時間  $R$  を用いて  $T_1$  を表すと、式(A・5)と  $\bar{M}_{k1} = 0$  であることから、次のようになる。

$$T_1 = \frac{\rho}{M} R \quad (\text{A}\cdot 9)$$

式(A・7)を用いると、上式は式(15)となる。

(平成6年4月13日受付)

**平林 幸治**



平4名工大・工・電気情報卒。平6同大学院修士課程了。在学中、スロットリングネットワークの研究に従事。現在、三洋電機(株)勤務。

**石橋 豊**



昭56名工大・工・情報卒。昭58同大学院修士課程了。同年、日本電信電話公社入社。NTT ヒューマンインタフェース研究所主任研究員を経て、平5より名工大・電気情報助教授。情報ネットワークの性能評価、マルチメディア通信の研究に従事。IEEE, ACM, 情報処理学会、テレビジョン学会各会員、工博。

**田坂 修二**



昭46名工大・工・電気卒。昭51東大大学院博士課程了。工博。同年、名工大情報勤務。現在、名工大・電気情報教授。昭59~60 UCLA 客員研究員。情報ネットワークの性能評価、ネットワークプロトコルの研究に従事。IEEE, ACM, 情報処理学会各会員。