

レジスタ挿入型スロットリングにおけるスロットタイミングの 高効率化とその性能解析

正 員 不破 泰[†] 正 員 田坂 修二^{††}

An Efficient Scheme of Slot Timing in Slotted Rings Based on the Register Insertion Method and Its Performance Analysis

Yasushi FUWA[†] and Shuji TASAKA^{††}, *Members*

あらまし リング型ネットワークにおける高速パケット通信を実現のためのアクセス方式の一つに、レジスタ挿入方式におけるパケットを固定長にし、スロットタイミングに同期させて送信する、レジスタ挿入型スロットリングが考えられる。本論文は、このレジスタ挿入型スロットリングにおいて、伝送遅延を最小にする効率の良いスロットタイミングの提案を行い、その性能を解析的に求めたものである。リング型ネットワークの伝送遅延では、パケットが目的ノードに達するまでに途中にある中継ノード内での待ち時間が、大きな割合を占める。提案する方式は、この待ち時間を最小にするものである。解析にあたっては、従来の解析であった隣接ノードからのパケット到着に関する近似を行わず、ノード内のバッファの段数を有限としたモデルを作成し、平衡点解析の手法により解析した。このため、解析結果はシミュレーション結果とよく一致し、本解析の有効性が確認された。また、以前同様の手法により解析した他のスロットタイミングのレジスタ挿入型スロットリングにおける解析結果と比較することで、提案する方式によりタイミングの高効率化が達成されたことを確かめた。

1. ま え が き

近年、音声・画像等とデータとを統合して伝送する高速パケット通信の需要が大きい。我々が信州大学のキャンパスネットワークとして構築・運用している S-net⁽¹⁾でも、伝送速度を動画像の伝送が可能で 150 Mbit/s 以上にすることを計画している。この S-net は、2 段に階層化したリング構成をもち、各リングのアクセス方式として、レジスタ挿入方式を用いている。

高速パケット通信においては、ノード内の処理をすべてハードウェア化して高速化するため、ネットワークの構成を、このハードウェア化に適したものにする必要がある。このため、S-net ではレジスタ挿入方式にスロットリングの考えを取り入れた、レジスタ挿入型スロットリングと呼ぶ方式を検討している。これは、各ノードが固定長のパケットをタイムスロットに乗せ

て一定時間ごとに送信し、送信時にデータがない場合でも空パケットを送信することで、ノードの処理を常に一定時間ごとに行うようにし、ハードウェア化を容易にするものである。現在この方式による回路構成や、同期確立方式の研究を行っている⁽²⁾。

一方で我々は、このネットワークの特性を明らかにするため、ネットワークの定量的な評価も行っている。レジスタ挿入型スロットリングでは、ノードの送信タイミングは各ノードが独自に決め、隣接するノード間の送信タイミングのずれを、ノード内のバッファにより吸収する。この各ノードの送信タイミングは、さまざまなパターンが考えられる。以下、この送信タイミングについて考える。以後本論文では、リング上の各ノードを区別するために、任意のノードから接続順にノード 1, ノード 2, … (node1, node2, …) と呼ぶことにする。

図 1 に各ノードの送信タイミングを示す。我々は図 1 (a) のような送信タイミングのネットワークについては既に解析を行い、その基本的な性能を明らかにしている⁽³⁾。これは、すべてのノードの送信タイミングをそろえたものであり、隣接ノードからのパケットを完

[†] 信州大学工学部情報工学科, 長野市
Faculty of Engineering, Shinshu University, Nagano-shi, 380 Japan

^{††} 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

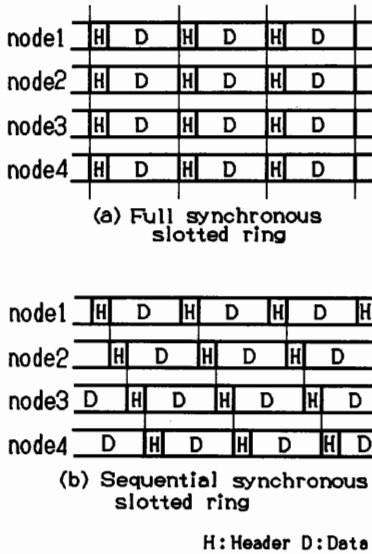


図1 パケット送信タイミング
Fig.1 Timing chart of sending packets.

完全に受信し終わってから、このパケットに対する処理を開始できるため、ノードの設計が容易となる特徴をもつ。しかし、パケットがあて先ノードへ到着するまでの、途中にあるノードの中継遅延が大きいという問題がある。この遅延は、途中にあるノードがこのパケットを受信し始めてから、次のノードへ転送するまでの、ノード内バッファでの待ち時間である。

この待ち時間を必要最小限にするため、図1(b)で示すタイミングを考える。これは、ノードがヘッダを受信し、アドレスの解析を終わった時点で直ちに転送を開始できるように送信タイミングを決め、ノード内バッファでの待ち時間を最小限にするものである。なお、このようなタイミングは、高速リング型ネットワークにおいて、既に提案が行われている⁽⁴⁾。

以後、(a)のタイミングのネットワークを完全同期型スロットリング (full synchronous slotted ring)、(b)のタイミングのネットワークを順次同期型スロットリング (sequential synchronous slotted ring) と呼ぶ。

本論文は、この順次同期型スロットリングの提案と、その性能解析を行うものである。従来、レジスタ挿入型リングやスロットリングの性能解析に関する多くの研究が行われてきた^{(9)~(11)}。しかし、従来の解析は文献(3)で指摘したように、次のような問題がある。

(1) 各ノードのバッファの段数を無限としているため、バッファのオーバーフロー問題を扱えない。

(2) 隣接ノードからのパケット到着を、不自然な仮定により簡単な確率モデルで表しているため、解析結果の精度が良くない。

(3) 解析手法が各ネットワークの特徴に依存しており、さまざまなネットワークに対して統一した解析手法を用い、比較検討することができない。

本論文では、バッファの段数を有限 (ここでは1段とし、今後この解析をもとに段数を複数にする予定) とし、隣接ノードからのパケット到着は各ノードの振舞いから求めるようマルコフモデルを作成した。このモデルの解析には、平衡点解析⁽¹²⁾の手法を用いた。この解析手法はバス型や衛星通信のさまざまなネットワークに対する解析に成功しており、今後この手法を用いさまざまなリング型ネットワークの解析も可能と考える。

解析にあたりモデルを簡単にする目的で、各ノードではパケット送信時間 (1スロット時間) をノード数で割ったものを単位時間とし、この単位時間当り確率 σ でパケットが1個生起すると仮定した。更に、このパケットの送信が終了するまでは、このノードでは新たなパケットは生起しないこととした。また、パケットのあて先は他のノードに対して一様分布であるとしたが、モデル化においては簡単化のため、ノードの接続順に幾何分布をなすと近似した。

以下、2.で本ネットワークの説明を行い、3.で解析のためのモデル化を行う。4.でこのモデルを用いて性能解析を行い、5.でこれを評価する。

2. 順次同期型スロットリング

順次同期型スロットリングについて説明する。

各ノードは図2に示す構成となり、リングバッファ (Ring Buffer)・端末バッファ (Terminal Buffer) と呼ぶ2種類のバッファを備える (この構成は完全同期型と同じである)。隣接ノードから送られてきた固定長のパケットのうち、空でないパケットはそのあて先が調べられる。そして、このパケットが自ノードあての場合は直ちにこのパケットをこのノードに接続された端末へ送り、パケットをリングから取り除く。自ノードあてでない場合はこのパケットをリングバッファに格納する。端末から発生するパケットは、端末バッファに蓄えられる。送信タイミング時に、リングバッファまたは端末バッファにあるパケットを一つ送信するが、このとき常にリングバッファからの送信を優先させる。両バッファがともに空の場合は、空パケットを

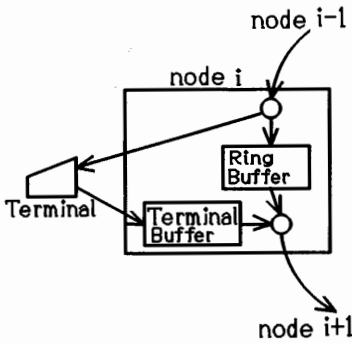


図 2 ノードの構成
Fig. 2 Block diagram of a node.

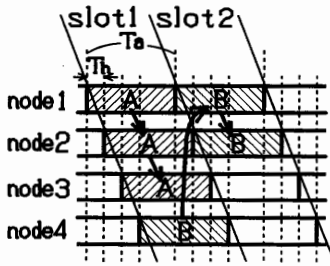


図 3 パケット送信タイミング ($M \leq a$)
Fig. 3 Timing chart of sending packets ($M \leq a$).

送信する。

順次同期型スロットリングは、隣接ノードから受信したパケットのヘッダ解析後、直ちに次のノードへ転送を開始できるように、各ノードの送信タイミングをずらせて設定する。そのタイミングを、ノード数が4の場合について図3に示す。ここで、時間 T_a は1パケットの送信時間であり、 T_h が一つ前のノード (node) から送られてきたパケットの受信を開始してからヘッダ部の受信を完了してこれを解析し、あて先が自ノードであるかどうかを識別するまでの時間である。高速のネットワークではこの解析処理はすべてハードウェア化するので、この時間 T_h はパケットのヘッダ部を受信するための時間にほぼ等しくなる。

このシステムを解析するにあたっては、ノード数を M 、端末バッファの段数を1段とするシステムを対象にする。リングバッファの段数は、常にリングバッファが端末バッファより優先度が高いため1段で十分である。更に、時間を T_a/M ごとの時間単位 (これをステップと呼ぶ) に細分化して考え、次のような仮定を行う。

- (1) 各ノード間でのパケットの伝搬遅延は無視す

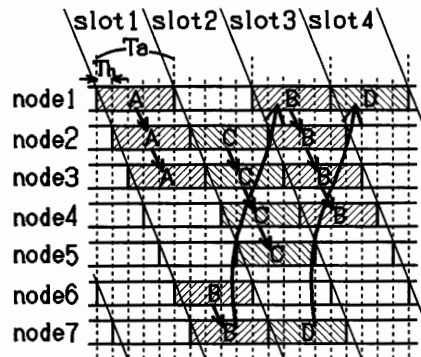


図 4 パケット送信タイミング ($a < M$)
Fig. 4 Timing chart of sending packets ($a < M$).

る。若しくは、伝搬遅延が無視できない場合は、スロット長に伝搬遅延を含めて考えることとする。

(2) 各端末はステップ当り確率 σ でパケットを生成し、端末バッファに蓄える。このパケットの発生はステップの最後の時点で起きるものとする。但し、既に端末バッファにパケットがあるときは、これ以上パケットは生成されない。

(3) 端末バッファに蓄えられるパケットのあて先は、自ノード以外の全ノードに対し一様である。なお、以下の説明において、記号 a を次の式を満たす実数として定義する。

$$a = \frac{T_a}{T_h}$$

順次同期型のシステムは、ノード数 M とこの a の値によって、次の二つに分類できる。

① $M \leq a$ の場合 これは、図3で示したような場合である。リング上のあるノード (この図ではノード1) を基準となるタイミングを決めるノードとし、各ノードのパケット送信開始タイミングをこのノードから接続順に T_h ずつ遅らせていく。そして、最後のノード (図ではノード4) から更に T_h ずらせた時点が、最初のノードが次のパケットを送出する時点より前にあるか同時となる場合である。

② $M > a$ の場合 これは、図4で示すような場合である。ここでも、ノード1を基準のノードとし、他のノードは接続順にパケット送信時間を T_h ずつ遅らせている。この図で、パケット A は各ノードのスロット (slot) 1のタイミングで次々転送されていく。一方パケット B はスロット1でノード7からノード1へ転送された後、ノード1でスロット2のパケット出力に間に合わないため、スロット3まで待つて出力さ

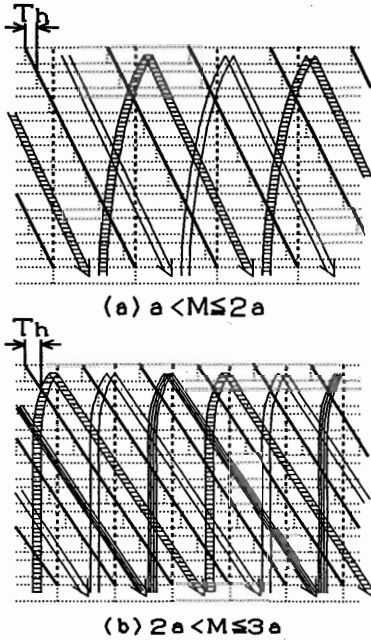


図5 パケットの流れ ($a < M$)
Fig. 5 Flow of packets ($a < M$).

れる。このとき、間にあるスロット2では、別のパケットを転送できる。図では、このスロット2でパケットCとパケットDを転送している。パケットDは、パケットBと同様にノード1まで転送された後、1スロット空けて転送される。つまり、この場合はスロット1, 3, 5, ...での転送と、スロット2, 4, 6, 8, ...での転送という別の二つの系列に分かれている。

この系列の数について、図5を用いて説明する。この図では、パケットは矢印に沿って転送される。(a)は $a < M \leq 2a$ の場合で、この場合は2系列に分かれる(図4もこの場合であった)。一方(b)のように $2a < M \leq 3a$ の場合は、3系列に分かれる。このように、 $M > a$ の場合はパケットの転送が複数の系列に分かれることになり、この系列の数は $\lceil M/a \rceil$ となる ($\lceil A \rceil$ は、Aの小数点以下を切り上げた整数)。

3. モデル化

2. で説明した順次同期型のネットワークを平衡点解析の手法で解析するため、ネットワークにおけるM台のノードの各々がとり得る状態(モード)の遷移の関係を表現したモデルを作成する。

まずモデル化を、 $M \leq a$ の場合と $M > a$ の場合に分けて行い、その後この二つのモデルは統合して考える

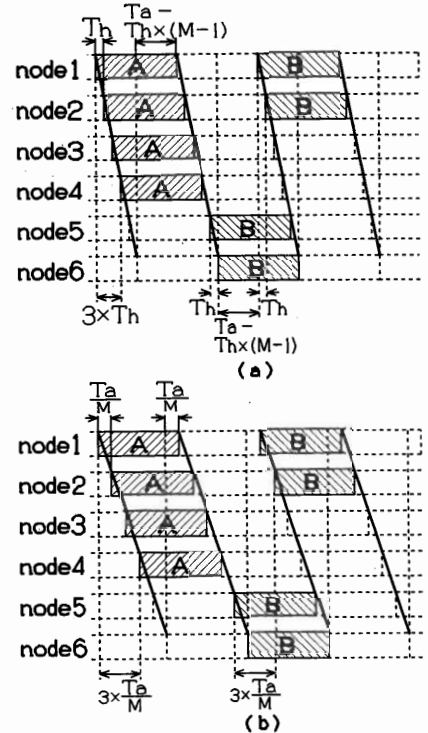


図6 パケット送信タイミングの変形 ($M \leq a$)
Fig. 6 Modification of timing of sending packets ($M \leq a$).

ことができることを示す。

3.1 $M \leq a$ の場合のモデル化

3.1.1 モデル化の考え方

モデル作成の基本的な考え方を説明する。

図6(a)にノード数 $M=6$ の場合の各ノードからのパケット送信タイミングを示す。リング中の任意の1ノードをノード1とし、このノード1を基準として各ノードのパケット送出開始のタイミングを T_h ずつ遅らせる。しかし最後のノードM(図ではノード6)とノード1との間だけは、遅れが $T_a - T_h \times (M-1)$ となる。

この遅れの不均一をそのままモデル化すると、モデルはモード数が多く複雑なものとなる。更に、仮定(3)よりパケットのあて先が一様分布となることは、モデルを更に複雑なものとする。そこで、モードの数を減らすために、以下の作業を行う。

<1> パケットのあて先について

パケットのあて先に関しては、仮定(3)のもとでは一様分布のため、分布に記憶が生じ、モデル化が極めて複雑になる。そこで、モデル化を容易にするために、

あて先アドレスを幾何分布で近似し、無記憶性を保証した次の仮定(4)を、仮定(3)の代わりに導入する。

(4) 隣接ノードからパケットを受信したノードでは、このパケットのあて先が確率 E で自ノードあてであるとする。

ここで、パケットがあて先ノードに到着するまでいくつのノードを中継されるかという中継ノード数の期待値を、仮定(3)と仮定(4)とでそれぞれ求め、この値が等しくなるように確率 E を定めることとする。

仮定(3)では、中継ノード数の期待値 E_s は、次のようになる。

$$E_s = \sum_{k=0}^{M-2} k \frac{1}{M-1} = \frac{M-2}{2}$$

仮定(4)では、中継ノード数の期待値 E_m は次のようになる。

$$E_m = \sum_{k=0}^{\infty} k E (1-E)^k = \frac{1-E}{E}$$

そして、 $E_m = E_s$ となるように E を定めると、 E は次のようになる。

$$E = \frac{2}{M} \quad (1)$$

この仮定(4)による近似は、パケットのあて先についてはノード数を無限大と近似することになり、本モデルがノード数を M 台と有限としていることと矛盾が生じる。また、あて先の分布は仮定(3)による場合と異なったものとなる。この近似が解析結果の精度をどの程度低下させるかについては、この近似を行わないシミュレーション結果と比較することにより5.で検証する。

〈2〉 送信タイミングの変形

各ノード間のパケット送出開始の遅れの不均一が、モデルを複雑にしている。このため、この遅れがすべて均一になるように、モデルにおいては、遅れを T_a/M にそろえた送信タイミングに変形する(図6(b))。この遅れ T_a/M は、2.で定義した1ステップに相当する。このタイミングの変形により、全ノードは1ステップごとに接続順にパケット送信を開始するようになりモデル化が容易になる。以後ノードの状態変化は各ステップの最後に起きるものとし、状態の観察は各ステップの最初に行うものとする。

なお、このタイミングの変形は、あくまでもモデルの簡単化のために行うものであり、実際のシステムのタイミングを変形するものではない。また、ノードから送信されるパケットについて見ると、実際のシステ

ムでは送信中はこのパケットの一部は次のノードにあり、残りは送信しているノードにある。しかし、この一時的に両方のノードにまたがっている状態は、モデル化を困難にするため、モデルでは送信を開始すると直ちにこのパケットは次のノードに移ると考えて、ノードの状態を変化させることにする。

各ノードの状態は、リングバッファ内のパケット数 $x(x=0, 1)$ と、端末バッファ内のパケット数 $y(y=0, 1)$ 、更に z ステップ後 ($z=0, 1, \dots, M-1$) に新たにパケット送信を開始できるという、合計3個のパラメータで表すことができる(以下の説明は、図7に示す最終的に作成したモデル図を参照のこと)。

ここで z パラメータは、このステップの最後にパケットの送出を開始するノードが $z=0$ であり、以後ノードの z の値は接続順に1から $M-1$ までの値となり、同じ値をもつ複数のノードは存在しない。そして、1ステップごとに z の値は1ずつ減り、 $z=0$ のノードはステップの最後にパケット送出を開始して、 $z=M-1$ になる。

このパケットは、隣接するノードが受信する。この受信するノードは、次に送信を開始する $z=1$ のノードであり、このステップの最後にパケットを受信し、 $z=0$ となる。このとき、パケットのあて先が受信したノードあてであれば、このパケットはこのノードに取り込まれるためリングバッファには入らないが、あて先がこの受信ノードあてでなければこのパケットはリングバッファに入り、このノードの x パラメータの値は1になる。 x の値は、この $z=0$ のとき以外は常に0である。一方 y の値は、仮定(2)より確率 σ でパケットを端末から受信すれば1、そうでなければ0である。

〈2-1〉 パケット転送時間の補正について

ここで、一つのパケットがその発生元のノードから送信され始めた時点から、あて先ノードで受信開始されるまでの時間を、パケット転送時間と呼ぶことにする。

〈2〉のモデル化のためのシステムの変形は、このパケット転送時間に関して次のような問題を生じる。これを図6を用いて説明する。図のパケットA, Bは、ともに途中3台のノードにより転送され目的ノードへ到着するパケットである。但し、パケットBはノード1により中継されるが、パケットAはノード1は中継しない。このとき、パケットAの転送時間は $3 \times T_h$ となるが、パケットBの転送時間は $2 \times T_h + T_a - T_h \times (M-1)$ となる。一方、タイミングを変形したモデルで

は、転送時間はパケット A, B とも $3 \times (T_a/M)$ となる。

このことをもとに、モデルから得られた転送時間 D_b を実際のシステムにおける転送時間 D_n に変換する式を求める。

まず、パケットがノード 1 により中継されない場合、実際のシステムにおける転送時間 D_{n1} を D_b から求める式は、次の式(2)となる。

$$D_{n1} = \frac{T_h}{T_a} D_b = \frac{M}{a} D_b \quad (2)$$

次に、パケットがノード 1 により中継される場合、実際のシステムにおける転送時間 D_{n2} を D_b から求める式は、次の式(3)となる。

$$\begin{aligned} D_{n2} &= \left(D_b - \frac{T_a}{M} \right) \frac{M}{a} + T_a - T_h \times (M-1) \\ &= \frac{M}{a} D_b + (a-M) T_h \end{aligned} \quad (3)$$

ここで、任意のパケットがノード 1 により中継される確率 P_p を求める。仮定(3)より、実際のシステムにおいて各ノードが生成するパケットのあて先は、自ノード以外のすべてのパケットに対し一様であるので、 M 台ある各ノードはあて先が $M-1$ 通りのパケットを生成し、ノード全体でパケットは $M(M-1)$ 通りとなる。このうち、ノード 1 により中継されるパケットの種類の数を考える。ノード 1 とノード 2 が出すパケットには、ノード 1 により中継されるものはない。ノード 3 が出すパケットでは、ノード 2 あてのパケット 1 種類だけがノード 1 により中継される。ノード 4 が出すパケットでは、ノード 2 とノード 3 あての 2 種類がノード 1 により中継される。このようにして、最後のノード M が出すパケットでは、ノード 2, 3, 4, ..., $M-1$ あての $M-2$ 種類のパケットがノード 1 により中継される。このことから、ノード 1 により中継されるパケットの種類の数 N_p は、次のようになる。

$$N_p = \sum_{k=1}^{M-2} k = \frac{(M-2)(M-1)}{2}$$

そして、仮定(3)より各パケットは同確率で発生するので、 P_p は次のようになる。

$$P_p = \frac{N_p}{M(M-1)} = \frac{M-2}{2M}$$

D_b から D_n への変換は、式(2)で行う場合の確率が $1-P_p$ であり、式(3)で行う場合の確率が P_p であるので、結局次の式(4)が得られる。

$$\begin{aligned} D_n &= D_{n1}(1-P_p) + D_{n2}P_p \\ &= \frac{M}{a} D_b + \frac{(M-2)(a-M)}{2M} T_h \end{aligned} \quad (4)$$

3.1.2 モデル化

作成したモデルを図 7 に示す。

このモデルの状態の観察、パケットの発生と送信、モードの遷移のタイミングは次のようになる。

- ① 状態の観察は各ステップの最初に行う。
- ② 端末からのパケット発生は各ステップの終了時に起きる (但し③の直前)。
- ③ パケットの送信は、各ステップの終了時に行う (但し④の直前)。
- ④ モードの遷移は各ステップの最後に行う。

ここで、確率変数 $A(n)$ を次のように定義する (ベクトル n については、4.1 で説明する)。

$$A(n) \triangleq \begin{cases} 0: \text{遷移の際、パケット送信ノードは空でないパケットを送信} \\ 1: \text{遷移の際、パケット送信ノードは空のパケットを送信} \end{cases}$$

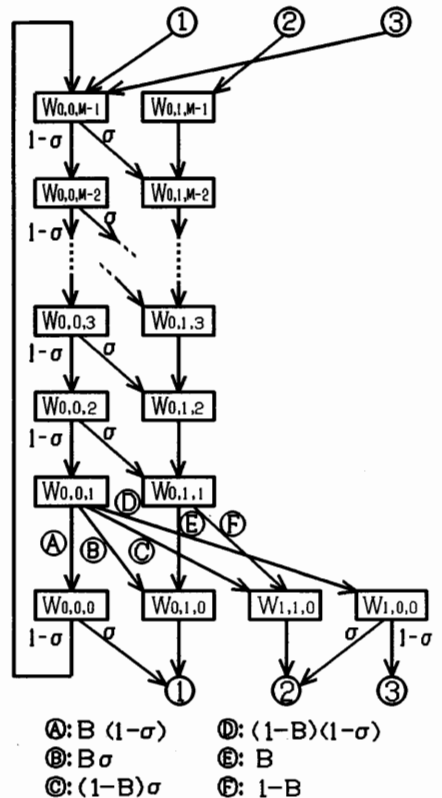


図 7 順次同期型スロットリングの近似モデル
Fig. 7 An approximate model of the sequential synchronous slotted ring.

そして、モデル中の記号 B は、各ステップにおいて $z=1$ のモードにいるノードのリングバッファにパケットが入らない確率である。このノードのリングバッファにパケットが入らないのは、 $A(n)=1$ (空のパケットを受け取る) であるかもしくは $A(n)=0$ (空でないパケットを受け取る) であっても確率 E でそのあて先が自ノードであってリングバッファにはパケットが入らない場合であり、 $B=A(n)+\{1-A(n)\}E$ となる。

本モデルでは、各ノードの送信状態はモードで表してはいない。しかし、各ノードは常に $z=0$ のモードから $z=M-1$ のモードへ遷移する際にパケットの送信を開始し、このパケットの送信は、次のパケットを送信するまで続く。ここで、空パケットを送信するのか空でないパケットを送信するのか、また空でないパケットの送信の場合このパケットがリングバッファからのものか端末バッファからのものかは、 $z=0$ から $z=M-1$ への遷移のルートにより一意に定まる。このことから、モデルでは特に送信状態を表してはいないが、遷移の状態により容易に各ノードの送信状態がわかる。

3.2 $M > a$ の場合のモデル化

3.2.1 モデル化の考え方

$M > a$ の場合は、2.②で示したようにシステムはパケットの転送については $[M/a]$ 個の独立した系に分けて考えることができる (以後、 $g=[M/a]$ とおく)。そこで、モデル化においてもシステムをこの g 個の系に分けて各々をモデル化することとし、 $M \leq a$ の場合と同様にモデルの簡単化のため、次に示す作業を行う。

<1> パケットのあて先について

$M \leq a$ の場合と同様、モデルにおいては仮定(3)の代わりに仮定(4)を用いることとする。

ここで、モデルにおけるこの確率 E の値は、 $M \leq a$ の場合と同じ、式(1)を用いる。

<2> 送信タイミングの変形

各系のモデル化にあたっては、 $M \leq a$ の場合と同様、各ノードでのパケット送信開始のタイミングの遅れを同間隔にするため、図8で示すタイミングの変形を行う。ここでは、 $M=8, a=3$ の場合を例に示す。

実際のシステム (図中(a)) では、リング中の任意の1ノードをノード1とし、このノード1を基準として、各ノードのパケット送出開始のタイミングを T_h ずつ遅らせる。しかし、最後のノード M (図ではノード8) とノード1との間だけは、遅れが $g \times T_a - T_h \times (M-1)$ となる。

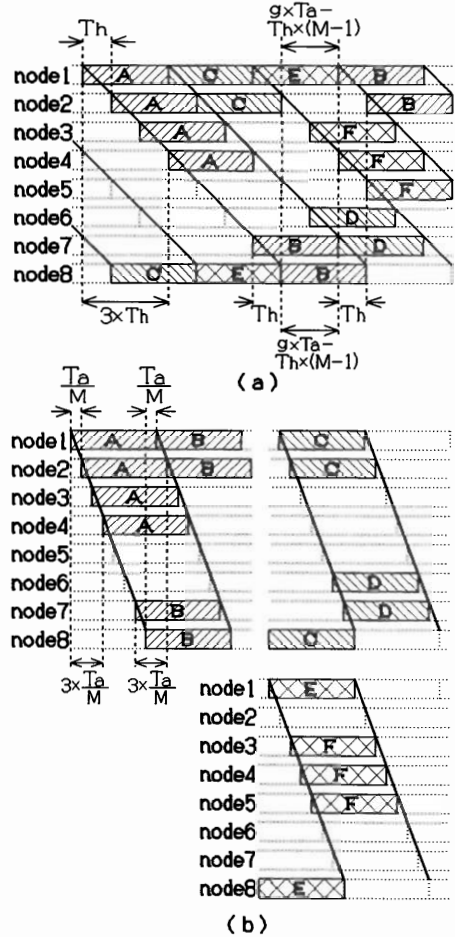


図8 パケット送信タイミングの変形 ($a < M$)
 Fig. 8 Modification of timing of sending packets ($a < M$).

モデル化に際しては g 個の系 (ここでは $g=3$) に分け、更にこの遅れがすべて均一になるよう、遅れを T_a/M にそろえる (図中(b))。こうすることで、各系のモデルにおいては、各ノードの状態を $M \leq a$ の場合と同様に、リングバッファ内のパケット数 x 、端末バッファ内のパケット数 y と、 z ステップ後に新たなパケット送信を開始するという、合計3個のパラメータで表すことができる。各系を表すマルコフ連鎖モデルでの各ノードの振舞いは、 $M \leq a$ の場合と同じである。

なお各ノードでの遅れを gT_a/M にそろえる方が、 T_h に近いものとなるが、こうすると各系のモデルが $M \leq a$ の場合と異なるものとなる。ここでは、すべての場合に対しシステムを一つのモデルで表すことを目的にモデル化を行うこととし、遅れを T_a/M にそろえ

た。この送信タイミングの変形は、 g が大きくなるにつれ、モデルと実システムの packets 転送時間のずれを大きくするが、これは次に述べる式(5)により補正することができる。一方、遅れを T_a/M にしたモデルにおいても、実システム同様、各ノードは T_a ごとに送信を開始するので、端末バッファ内での packets の待ち時間に影響はない。

(2-1) packets 転送時間の補正について

$M \leq a$ の場合と並行した議論により、モデルから得られた転送時間 D_b から実際のシステムにおける転送時間 D_n を求める次の補正式が得られる。

$$D_n = \frac{M}{a} D_b + \frac{(M-2)(g \times a - M)}{2M} T_h \quad (5)$$

ここで、 $M \leq a$ の場合の変換式(4)とこの(5)とを比べると、 $M \leq a$ のときは $g = [M/a] = 1$ であり、 $g = 1$ を式(5)に代入すると式(4)になることから、 $M \leq a$ の場合もこの式(5)で転送時間の補正ができることがわかる。

3.2.2 モデル化

各系ごとのシステムは、 $M \leq a$ の場合と同じ図7に示すモデルで表すことができる。各系においてノード間を転送される packets は、系ごとに独立しており、系間をまたがって転送されることはない。このため、転送される packets については、この系ごとのモデルで完全に記述できる。しかしながら、端末バッファ内の packets については、系ごとに独立していない。

図7において、 $W_{0,1,k} (k=0, 1, \dots, M-1)$ と $W_{1,1,0}$ のモードにあるノードが、端末バッファ内に packets をもっている。そして、送信開始時点において図中①の経路で遷移するノードは、その端末バッファ内の packets の転送を開始するため、この packets が他の系にまたがることはない。しかし、送信開始時点において②の経路で遷移するノードは、端末バッファ内の packets は転送されず、バッファ内にとどまってそのノードのモードは $W_{0,1,M-1}$ となる。ここで、この端末バッファ内の packets は、次の packets 送信開始時点にリングバッファが空であれば送信を開始するため、この遷移は、この系の $W_{0,1,M-1}$ へ遷移するのではなく、実際のシステムにおいて次に送信が開始される系の $W_{0,1,M-1}$ へ遷移する。このため、この②の遷移による系のつながりを考慮すると、全体のモデルは、例えば $g=3$ の場合、図9のようになる。

ここで、この図について見てみると、三つの系のモデルは同一であるため、各モデルでの平衡点において

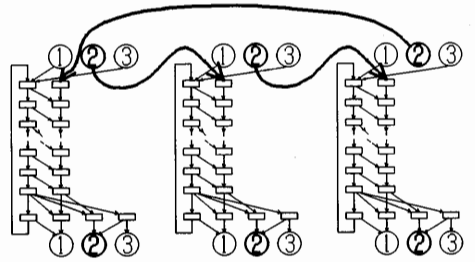


図9 端末バッファ内 packets の流れ
Fig. 9 Flow of packets in terminal buffers.

は、②による遷移はすべて同じ確率となる。そのため、平衡点において解析するならば、次の系への②からの出力と前の系の②からの入力とは等しくなり、結局自己の②からの出力をそのまま入力として考えて $W_{0,1,M-1}$ へ遷移させても、解析結果は同じであることになる。このことは、 $M > a$ の場合でも、図7が示す $M \leq a$ の場合のモデルによって解析ができることを示す。

この考察と、packets のあて先に関する確率 E の値が常に式(1)を用い、更に転送時間の訂正が常に式(5)で可能であることから、順次同期型システムの解析は、図7によるモデルと式(1)による確率 E の計算、式(5)による転送時間の訂正により、すべての場合において可能であることが示された。このため、以後は $M \leq a$ の場合と $M > a$ の場合に分けることなく、解析を進めていくことにする。

4. モデルの解析

4.1 平衡点方程式

作成したモデルの解析を行う。このモデルにおいて、モード $W_{x,y,z}$ にあるノード数を表す確率変数を $n_{x,y,z}$ とおく。モデルの定義より明らかに次の式が成り立つ。

$$n_{0,0,0} + n_{0,1,0} + n_{1,0,0} + n_{1,1,0} = 1 \quad (6)$$

$$n_{0,0,k} + n_{0,1,k} = 1 \quad (k=1, 2, \dots, M-1) \quad (7)$$

モデルの状態ベクトル \mathbf{n} を次のように定義する。

$$\mathbf{n} \triangleq (n_{0,0,0}, n_{0,0,1}, \dots, n_{0,0,M-1}, n_{0,1,0}, n_{0,1,1}, \dots, n_{0,1,M-1}, n_{1,1,0}, n_{1,1,0})$$

このベクトル \mathbf{n} は、既約な有限状態マルコフ連鎖となる。

このマルコフ連鎖を、平衡点解析の手法を用いて解析する。平衡点解析では、システムは常に平衡点にとどまっていると仮定する。そして、状態 \mathbf{n} が与えられたとき、各モードへ流入する平均ノード数と各モードから流出する平均ノード数とが等しくなるように式を立て、平衡点を求める式を得る。図7のモデルでは、

次式が得られる。

$$B(1-\sigma)n_{0,0,1}=n_{0,0,0} \quad (8)$$

$$(1-\sigma)n_{0,0,k+1}=n_{0,0,k} \quad (k=1, 2, \dots, M-2) \quad (9)$$

$$n_{0,0,0}+n_{0,1,0}+(1-\sigma)n_{1,0,0}=n_{0,0,M-1} \quad (10)$$

$$B\sigma n_{0,0,1}+Bn_{0,1,1}=n_{0,1,0} \quad (11)$$

$$\sigma n_{0,0,k+1}+n_{0,1,k+1}=n_{0,1,k} \quad (k=1, 2, \dots, M-2) \quad (12)$$

$$n_{1,1,0}+\sigma n_{1,0,0}=n_{0,1,M-1} \quad (13)$$

$$(1-B)\sigma n_{0,0,1}+(1-B)n_{0,1,1}=n_{1,1,0} \quad (14)$$

$$(1-B)(1-\sigma)n_{0,0,1}=n_{1,0,0} \quad (15)$$

ここで、式(8)は $W_{0,0,0}$ に関する式であり、式(9)は $W_{0,0,k}$ ($k=1, 2, \dots, M-2$)、式(10)は $W_{0,0,M-1}$ 、式(11)は $W_{0,1,0}$ 、式(12)は $W_{0,1,k}$ ($k=1, 2, \dots, M-2$)、式(13)は $W_{0,1,M-1}$ 、式(14)は $W_{1,1,0}$ 、式(15)は $W_{1,0,0}$ に関する式である。また式中 B は、3.1.2で述べた $B \triangleq A(\mathbf{n}) + \{1 - A(\mathbf{n})\}E$ で定義される確率変数である。

次に、ノード間を転送されていくパケットの数について考えると、文献(3)と同じ議論により、次の同じ式が得られる。

$$\{1-(1-\sigma)n_{0,0,0}\}(1-E)=1-B \quad (16)$$

この(6)~(16)を解くことで、平衡点 $\mathbf{n}_e \triangleq (n_{0,0,0e}, \dots, n_{0,0,M-1e}, n_{0,1,0e}, \dots, n_{0,1,M-1e}, n_{1,1,0e}, n_{1,0,0e})$ の各要素が得られる。なお、今後の式の展開においては $n_{i,j,k}$ を単に $n_{i,j,k}$ と書く。

式(6)~(16)より、次の式が得られる。

$$n_{0,0,1}=\frac{1}{B(1-\sigma)}n_{0,0,0} \quad (17)$$

$$n_{0,0,k}=\frac{1}{B(1-\sigma)^k}n_{0,0,0} \quad (k=2, 3, \dots, M-1) \quad (18)$$

$$n_{0,1,0}=\frac{1-(1-\sigma)^{M-1}\{B+(1-B)(1-\sigma)\}}{B(1-\sigma)^{M-1}}n_{0,0,0} \quad (19)$$

$$n_{0,1,1}=\frac{1-(1-\sigma)^{M-1}\{B+(1-B)(1-\sigma)\}-B(1-\sigma)^{M-2}\sigma}{B^2(1-\sigma)^{M-1}}n_{0,0,0} \quad (20)$$

$$n_{0,1,k}=\left\{\frac{1-(1-\sigma)^{M-1}\{B+(1-B)(1-\sigma)\}-B(1-\sigma)^{M-2}\sigma}{B^2(1-\sigma)^{M-1}}-\frac{1-(1-\sigma)^{k-1}}{B(1-\sigma)^k}\right\}n_{0,0,0} \quad (k=2, 3, \dots, M-1) \quad (21)$$

$$n_{1,0,0}=\frac{1-B}{B}n_{0,0,0} \quad (22)$$

$$n_{1,1,0}=\frac{(1-B)[1-(1-\sigma)^{M-1}]\{B+(1-B)(1-\sigma)\}}{B^2(1-\sigma)^{M-1}}n_{0,0,0} \quad (23)$$

そして、式(6)に(22)、(23)、(19)を代入して、次の $n_{0,0,0}$ と B に関する式(24)を得る。

$$n_{0,0,0}=\frac{(1-\sigma)^{M-1}B^2}{1-(1-B)(1-\sigma)^M} \quad (24)$$

この(24)を(16)へ代入して、最後に B に関する次の式が得られる。

$$-E(1-\sigma)^M B^2 + \{(1-\sigma)^M(1+E)-1\}B + E\{1-(1-\sigma)^M\}=0 \quad (25)$$

与えられた $\sigma, M, E(=2/M)$ についてこの式から B を求め、この B を式(24)へ代入して $n_{0,0,0}$ を、そして式(17)~(23)より \mathbf{n}_e の要素がすべて求まる。

4.2 スループットおよび平均パケット遅延

4.2.1 スループット

順次同期型スロットリングのスループット \bar{S} は、完全同期型の場合と同じ次の式で与えられる。

$$\bar{S}=1-n_{0,0,0e}(1-\sigma) \quad (26)$$

4.2.2 平均パケット遅延

平均パケット遅延を求めるに際しては、この遅延を次の三つの要素に分け、各要素ごとに求める。

- (1) パケット発生から送信が開始されるまでの、端末バッファでの待ち時間。
- (2) 送信開始後、このパケットがあて先のノードまでの途中にあるノードを転送される時間。
- (3) あて先のノードにてパケットを受信する時間。

このうち、(3)の受信時間は、 M ステップと一定である。

(1)の端末バッファでの待ち時間 D_e は、モデルの解析結果を用いて、以下のように求められる。

まず、平衡点におけるシステムのパッファ内にある全パケット数 N_a を求める。パケットは、 $W_{0,1,k}$ ($k=0, 1, \dots, M-1$) と $W_{1,0,0}$ のモードにあるノードが各々1個、 $W_{1,1,0}$ のモードにいるノードが2個パッファに蓄えており、 N_a は次のようになる。

$$N_a=\sum_{k=0}^{M-1}n_{0,1,k}+2\times n_{1,1,0}+n_{1,0,0}=M+\left(\frac{(1-B)[1-(1-\sigma)^{M-1}\{B+(1-B)(1-\sigma)\}]}{B^2(1-\sigma)^{M-1}}-\frac{1-(1-\sigma)^{M-1}}{B\sigma(1-\sigma)^{M-1}}-1\right)n_{0,0,0} \quad (27)$$

次に、この N_a のうち、ノード間を転送されているパケットの数 N_d を求める。転送されているパケットは、 $W_{1,0,0}$ のモード又は $W_{1,1,0}$ のモードにいるノードがリングパッファに各々1個ずつもっていることから、次の式で与えられる。

$$N_d = n_{1,1,0} + n_{1,0,0} \\ = \left(\frac{(1-B)[1-(1-\sigma)^{M-1}\{B+(1-B)(1-\sigma)\}]}{B^2(1-\sigma)^{M-1}} \right) \\ + \frac{1-B}{B} n_{0,0,0} \quad (28)$$

また、平衡点において、端末バッファ内で出力を待っているパケットの数 N_c は、次の式で与えられる。

$$N_c = N_a - N_d \\ = M - \left\{ \frac{1}{B} + \frac{1-(1-\sigma)^{M-1}}{B\sigma(1-\sigma)^{M-1}} \right\} n_{0,0,0} \quad (29)$$

端末バッファで出力を待っているパケットは、 $W_{0,1,0}$ モードにあるノードが遷移する際に1個出力され、また $W_{0,0,0}$ モードにあるノードが遷移する際にも確率 σ で端末バッファを経てパケットが出力される。このため、1ステップごとに端末バッファから出力されるパケットの個数 λ_c は次のように与えられる。

$$\lambda_c = n_{0,1,0} + \sigma n_{0,0,0} \\ = \left[\frac{1-(1-\sigma)^{M-1}\{B+(1-B)(1-\sigma)\}}{B(1-\sigma)^{M-1}} + \sigma \right] n_{0,0,0} \quad (30)$$

従って D_c は、リトルの公式を用いて、次の式で与えられる (単位: ステップ)。

$$D_c = \frac{N_c}{\lambda_c} \quad (31)$$

次に、(2)の転送時間について考える。ノード間を転送するパケットは、モデルにおいて②、③で示す遷移を行うときにリングバッファ内のパケットを1個次のノードへ出力する。平衡点におけるその数 λ_d は、次の式で与えられる。

$$\lambda_d = n_{1,1,0} + n_{1,0,0} \quad (32)$$

リングバッファ内のパケット数の合計 N_d が式(28)で与えられることから、1台のノードを転送するのに要する時間 D_d は、次の式により求まる (単位: ステップ)。

$$D_d = \frac{N_d}{\lambda_d} = 1 \quad (33)$$

このパケットがあて先のノードに到着するまでに、途中中継されるノード数の平均 T は、パケットのあて先が仮定(4)の幾何分布で表されることから、次の式で与えられる。

$$T = \sum_{k=0}^{\infty} kE(1-E)^k = \frac{1-E}{E} \quad (34)$$

以上より、モデルから得られる転送時間の平均 D_b は、次のようになる。

$$D_b = D_d \times T = \frac{1-E}{E} \quad (35)$$

実際のシステムにおける平均パケット遅延の第2要素 D_n は、式(35)で与えられる D_b を式(5)を用いて補正した次の式で与えられる (単位: ステップ)。

$$D_n = \frac{M}{a} \times \frac{1-E}{E} + \frac{(M-2)(g \times a - M)}{2M} \times \frac{M}{a} \quad (36)$$

全体の平均パケット遅延 D は、上記の(1)、(2)、(3)の各要素の合計として、次の式で与えられる。

$$D = D_c + D_n + M \quad (37)$$

5. 評価

これまでに検討したモデルによる解析の評価を行う。まず、解析結果の精度を調べるため、具体的な数値例を示し、これとシミュレーションにより得られた結果とを比較する。次に、以前得られた完全同期型スロットリングの解析結果と、ここで得られた順次同期型スロットリングの解析結果との比較を行う。

5.1 数値例

解析結果の精度を調べるため、具体的な数値例を示し、シミュレーションによって得られた結果との比較を行う。ここでは、ノード数 M を 10, 20, 30, 100 とし、それぞれの場合において T_a と T_b の比 a の値を 15 として解析する。

シミュレーション条件は次のようにする。対象とするシステムでは、2. で与えた仮定(1)~(3)を用いる。

更に、モデルではモードで表していない各ノードの送信状態についても、シミュレーションでは各ノード間ごとに、空パケットを送信中か空でないパケットを送信中か、パケットの何ビット目を送信中かを管理する。シミュレーション時間は 330000 M ステップとし、またシングルラン法⁽¹³⁾により 95%の信頼区間を求めることとする。

$M\sigma$ とスループットとの関係を図 10 に、 $M\sigma$ と平均パケット遅延 (パケット伝送時間で正規化) との関係を図 11 に、スループットと平均パケット遅延との関係を図 12 に示す。図中実線が解析によって得られた値を示し、○△□▽がそれぞれ $M=10, 20, 30, 100$ のシミュレーション結果を示す。シミュレーション結果における 95%の信頼区間の範囲はいずれもグラフ中○△□▽の中に入っているため、特にグラフには記入していない。

これらの図から、いずれの場合も解析値とシミュレーション結果とはよく一致していることがわかる。これは、パケットのあて先について仮定(3)の代わりに

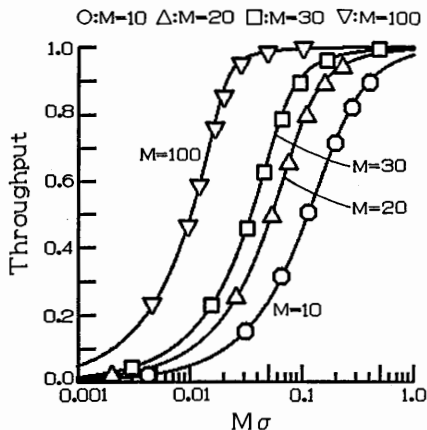


図 10 スループットと $M\sigma$ の関係
Fig. 10 Throughput versus $M\sigma$.

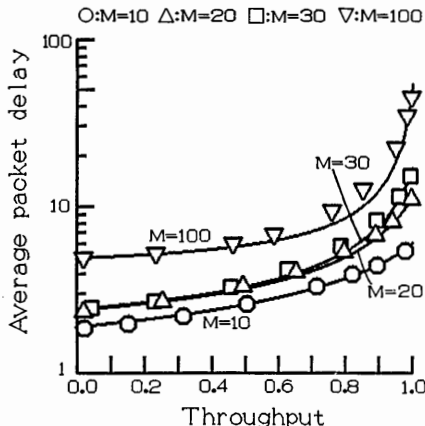


図 12 平均パケット遅延とスループットの関係
Fig. 12 Average packet delay versus throughput.

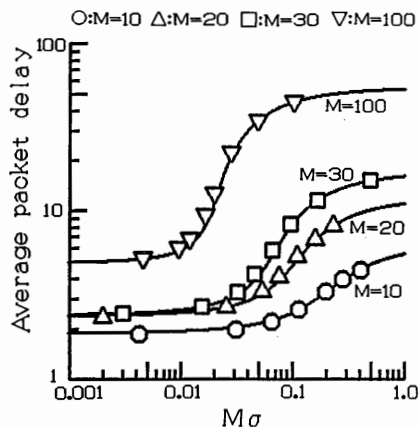


図 11 平均パケット遅延と $M\sigma$ の関係
Fig. 11 Average packet delay versus $M\sigma$.

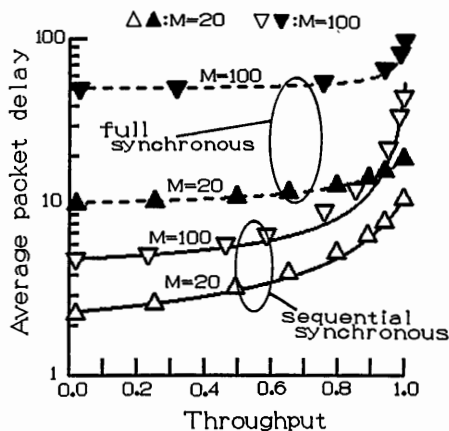


図 13 完全同期型と順次同期型の比較
Fig. 13 Comparison between the full synchronous slotted ring and the sequential synchronous slotted ring.

仮定(4)で近似したことが、本モデルによる解析の有効性を低下させていないことを示している。

5.2 完全同期型と順次同期型の比較

文献(3)で示した完全同期型スロットリングの解析結果と、この順次同期型スロットリングの解析結果とから、両レジスタ挿入型スロットリングの特性を比較する。

図 13 にスループットと平均パケット遅延との関係を、ノード数 M が 20 と 100 の場合について、シミュレーション結果と共に示す。シミュレーション時間等のシミュレーション条件は、5.1 で示したものと同一である。

図中、解析によって得られた値を実線(順次同期型)と破線(完全同期型)で示す。また、シミュレーショ

ンにより得られた値を、ノード数が 20 の場合 Δ (順次同期型) と \blacktriangle (完全同期型) で示し、ノード数が 100 の場合 ∇ (順次同期型) と \blacktriangledown (完全同期型) で示す。

順次同期型はどのような負荷であっても、常に完全同期型に比べて平均パケット遅延が小さくなっている。このことから、パケットが経由する途中のノードにおける遅延を必要最小限にした効果が表れていることが分かり、スロットタイミングの高効率化が順次同期型により達成できたことが示される。

6. むすび

順次同期型スロットリングの提案と、その性能解析

を行った。順次同期型スロットリングは、ノード内処理のハードウェア化が容易なレジスタ挿入型スロットリングの一つで、パケット転送時のノード内遅延を最小にしたものである。解析においては、隣接ノードからのパケット到着に不自然な仮定を導入しないマルコフモデルを作成し、これを平衡点解析の手法を用いて解くことで、シミュレーション結果ともよく合う高い精度が得られた。この手法および解析に用いた仮定は、完全同期型スロットリングの解析において用いたものと同一であり、このため完全同期型と順次同期型の性能比較が可能となった。

また、この解析は完全同期型の解析と併せて、平衡点解析がバス型 LAN や衛星通信網の解析に加え、リング型通信網の解析にも有効であることを示している。

本解析は、レジスタ挿入型スロットリングの基本的な性能を明らかにするものであり、解析結果は 2. で述べた仮定のもとで有効なものである。今後、より実際のシステムに近い仮定のもとで、性能解析を行う予定である。

また、従来のアクセス方式（トークンリング、スロットリング、レジスタ挿入型リング）についても、同一条件で解析を行いその性能を明らかにすると共に、レジスタ挿入型スロットリングとの性能比較を行う予定である。

文 献

- (1) 不破 泰, 中村八束, 清水英孝: “2重のリング構造から成るキャンパスネットワーク—S-netについて”, 信学論(B), **J71-B**, 12, pp. 1672-1681 (昭63-12).
- (2) 不破 泰, 中村八束, 新村正明: “レジスタ挿入型スロットリングにおける同期の確立アルゴリズムについて”, 信学技報, **IN89-68** (1989-09).
- (3) 不破 泰, 田坂修二: “レジスタ挿入方式を用いたスロットリングの性能解析”, 信学論(B-I), **J73-B-I**, 3, pp. 179-190 (平2-03).
- (4) 森田直孝, 大西廣一: “ATMリングにおける優先制御方式”, 1989 信学秋季全大 B-166.
- (5) W. Bux and M. Schlatter: “An approximate method for the performance analysis of buffer insertion rings”, IEEE Trans. Commun., **COM-31**, 1, pp. 50-55 (Jan. 1983).
- (6) W. M. Loucks, V. C. Hamacher, B. R. Preiss and L. Wong: “Short-packet transfer performance in local area ring networks”, IEEE Trans. Comput., **C-34**, 11, pp. 1006-1014 (Nov. 1985).
- (7) R. Kositpaiboon and N. D. Georganas: “Performance of integrated circuit/packet slotted rings”, Conf. Rec. IEEE GLOBECOM'87, pp. 1804-1808 (1987).

- (8) M. K. Liu and D. G. Messerschmitt: “Skew time slot switching and slotted-ring in a metropolitan area network”, Proc. IEEE INFOCOM, pp. 568-575 (1988).
- (9) J. L. Hammond and P. J. P. O'Reilly: “Performance Analysis of Local Computer Networks”, Addison-Wesley (1986).
- (10) L. N. Bhuyan, D. Ghosal and Q. Yang: “Approximate analysis of single and multiple ring networks”, IEEE Trans. Comput., **C-38**, 7, pp. 1027-1040 (July 1989).
- (11) 田邊正雄, 畝本和夫, 松尾直樹: “レジスタ挿入型優先制御方式のスロットリング LAN への適用”, 信学技報, **IN89-11** (1989-05).
- (12) S. Tasaka: “Performance Analysis of Multiple Access Protocols”, MIT Press, Cambridge, MA (1986).
- (13) H. Kobayashi: “Modeling and Analysis”, Chap. 4, Addison-Wesley (1978).

(平成元年12月15日受付, 2年4月12日再受付)



不破 泰

昭56信州大・工・情報卒。昭58同大学院修士課程了。現在、信州大学工学部情報工学科助手。並行処理、ネットワーク、音声・画像処理の研究に従事。情報処理学会、計測自動制御学会各会員。



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、同大電気情報工学科助教授。昭59 UCLA 客員研究員。計算機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、情報処理学会各会員。

著書「Performance Analysis of Multiple Access Protocols」(MIT Press)。