

有限バッファノードをもつ高速リング型ネットワークの性能比較

正 員 不破 泰[†] 正 員 田坂 修二^{††}

A Performance Comparison of High-Speed Ring Networks with Nodes Having Finite Buffer Capacity

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

あらまし 本論文では、高速リング型ネットワークにおける MAC プロトコルの性能解析を行い、各プロトコルの有効適用領域を明らかにする。筆者らは、既にスロットリング、レジスタ挿入リング、レジスタ挿入型スロットリングの解析を行っており、ここではまずトークンリングの解析を行う。各 MAC プロトコルの解析に際しては、解析結果を互いに比較できるように、同一条件下でモデル化を行い、このモデルを同じ手法(平衡点解析)で解析した。モデル化に際しては、各ノードが有限容量のバッファをもつものとしたため、バッファのオーバフローについての議論が可能である。解析結果はシミュレーション結果とよく一致し、解析の精度が高いことが確かめられた。また、高速ネットワークの条件下で各 MAC プロトコルを解析した結果を互いに比較し、さまざまな環境における最適な MAC プロトコルを、バッファのオーバフローを考慮して明らかにした。

キーワード コンピュータネットワーク、性能解析、トークンリング、スロットリング、レジスタ挿入リング

1. ま え が き

近年、高速ネットワークの需要が高まってきている。特にリング型ネットワークは、LAN 間を結ぶバックボーンとしても利用が考えられるため、より高速化が望まれている。高速ネットワークでは、各ノードでのソフトウェア処理によるパケットの遅延が問題となる。そこで、パケットを固定長とするなど、ノード内処理を簡単にし、処理をすべてハードウェア化することによって、この問題を解決しようとする傾向がある。筆者らは、以前このハードウェア化に適した高速リング型ネットワーク用 MAC プロトコルとして、レジスタ挿入型スロットリング(以後 RIS リングと呼ぶ)を提案し、その性能解析を行った^{(1)~(3)}。

従来、リング型ネットワークの MAC プロトコルの性能解析に関する多くの研究が行われてきた^{(4)~(10)}。しかし、伝送速度が高速な場合の性能解析は、あまり行われていない。しかも、従来の研究の多くは、各プロトコルごとにモデル化の条件や解析手法が異なってい

る。このため、高速ネットワークにおいて同じ条件のもとでの各プロトコルの解析結果を比較して、与えられた環境のもとではどのプロトコルが最適であるかを調べることは困難である。

一方、伝送速度が低速の場合も含めて、従来の研究の多くが各ノードのバッファの容量を無限大としたり、パケットの生成に関してバッファのオーバフローが起きないような仮定をおいている。そのため、ネットワークの大切な特性の一つであるバッファのオーバフローに関する議論ができない解析が多い。

これまで筆者らは、RIS リングの性能解析のほか、スロットリング⁽¹¹⁾、レジスタ挿入リング⁽¹²⁾の性能解析を行ってきた。これらに続いて、本論文ではトークンリングの性能解析を行う。解析では、これまでに行った他の三つの MAC プロトコルの解析と同一の条件のもとで、モデルを作成する。特に、各ノードは有限容量のバッファをもつものとした。そして、モデルの解析手法として、三つの MAC プロトコルの解析に用いた手法と同じ平衡点解析⁽¹³⁾を用いる。この手法は、これまで主としてバス型ネットワークや衛星ネットワークにおけるさまざまな MAC プロトコルの性能解析手法に用いられてきた。筆者らの研究は、この平衡点解析の適用範囲をリング型ネットワークにも拡張するものである。

[†] 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

本解析により、RIS リングに加え、リング型ネットワークの代表的な MAC プロトコルであるトークンリング、スロットリング、レジスタ挿入リングが、同じ条件下で同じ手法により解析できることになる。そこで、各プロトコルの解析結果を互いに比較し、高速ネットワークにおけるさまざまな条件下で最適な MAC プロトコルを、バッファのオーバフローも考慮して明らかにする。

本論文では、比較する各 MAC プロトコルの定義を 2. で述べ、共通の仮定を 3. で述べる。そして、トークンリングのモデル作成を 4. で説明し、5. でこのモデルを解析する。6. では、シミュレーションにより解析結果の精度を調べる。更に各プロトコルの解析結果を比較し、さまざまな環境において、どのプロトコルが最適であるかを論じる。

2. MAC プロトコル

本論文で比較する四つの MAC プロトコルについて説明する。このプロトコルのうち、トークンリング、スロットリング、レジスタ挿入リングは文献(14)に基づき、RIS リングは、文献(3)に基づくものである。

2.1 トークンリング

各ノードに接続した端末から発生するパケットは、ノード内の端末バッファと呼ぶバッファに蓄えられる。リングに接続されているすべてのノードが送信すべきパケットをもっていないときは、一つのフリートークンが循環している。パケットをもつノードは、このフリートークンの受信を待ち、受信後ビジートクンに続けてパケットを 1 個のみ送信する。そして、パケットの送信を終了した後、フリートークンを次のノードへ送る。他のノードは、ビジートクンとこれに続けて受信するパケットを次のノードへ転送する。この際パケットのあて先アドレスを調べ、自ノードあてであればパケットを複製してノードに接続した端末へ送る。パケットの送信元のノードは、自分が送信したビジートクンとそれに続くパケットがリングを 1 周し受信したとき、リングから取り除く。

解析に際しては、フリートークンとビジートクンは同じ長さで、ノードが受信に要する時間を L_i とする。パケットは固定長で、ノードが受信に要する時間を T_a とする。

2.2 スロットリング

リング上には、タイミングの調整を行う 1 台のノード (以後このノードをマスタノードと呼ぶ) と、他の

複数のノードがある。リング上には、固定長のスロットが循環している。スロットは、先頭の 1 ビットのフラグと、それに続くデータ部からなる。フラグは、続くデータ部にパケットが書き込まれている (Full) か、空 (Empty) なのかを示す。以後、フラグが Full のスロットをフルスロット、フラグが Empty のスロットをエンプティスロットと呼ぶ。

各ノードに接続した端末から発生するパケットは、ノード内の端末バッファと呼ぶバッファに蓄えられる。端末バッファにパケットをもつノードは、エンプティスロットの受信を待ち、受信するとフラグを Full に書き換え、データ部にパケットを書き込んで送信する。

各ノードは、フルスロットを受信すると、そのデータ部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へ転送する。この複製したパケットのあて先が自ノードのときは、ノードに接続した端末にこのパケットを送る。

フルスロットがリングを一巡したとき、そのフルスロットを作成したノードにより、エンプティスロットに戻される。各ノードは、リング上を循環しているスロットの総数をあらかじめ知っている。従って、自分がパケットを書き込んだスロットがリングを 1 周したことは、フラグを受信した時点でわかる。

リング上を循環するスロットの総数は、各ノードにおいてスロットを受信してから次ノードへ送信するまでの転送遅延とノード数、ノード間の伝搬遅延から定まるリングの収容ビット数を、スロット長で割った値となる。割り切れないときは、マスタノード内に遅延バッファを設けることでリングの収容ビット数を増やし、ちょうど割り切れるようにする。つまり、この場合は、マスタノードは他のノードよりスロットを転送する際のノード内遅延を大きくして、収容しきれないスロットの一部を内部に蓄えることとなる。また、他のノード内のスロット転送の遅延は、フラグの書換えを行う時間を保証する 1 ビット受信時間だけでよい。

解析に際しては、1 スロットの受信時間を T_a とし、マスタノード以外の各ノード内のスロット転送の遅延を T_h とする。 T_h の値は、1 ビット受信に要する時間と等しい。各ノードは、スロットを受信し始めてから T_h 時間後にスロットの送信を開始できるように、タイミングが決められる。但し、マスタノードだけは T_h 時間以上待つ場合がある。

2.3 レジスタ挿入リング

リングに接続する各ノードにはリングバッファ、端末バッファと呼ぶ二つのバッファを備える。

隣接ノードから受信したパケットは、ヘッダ部を受信した時点でそのあて先が調べられる。そして、パケットが自ノードあての場合は、このパケットをノードに接続した端末へ送り、パケットをリングから取り除く。あて先が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へ格納する。端末から発生するパケットは、端末バッファへ蓄える。

送信が可能で、リングバッファまたは端末バッファにパケットがある場合、直ちに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する。ここで、リングバッファからのパケット送信は、パケット全体のリングバッファへの格納を待たず、パケットの受信と同時に送れる。このため、他ノードあてのパケットを次のノードへ転送する際の自ノード内の遅延は、最小でパケットのヘッダ部受信時間とヘッダ解析時間の合計となる。

隣接ノードからのパケット受信は、スロットリングのように一定時間ごとにあるわけではない。また、端末バッファにパケットがあり送信が可能であれば、直ちに送信を開始するため、送信処理と受信処理は並行して別々のタイミングで行われる。このタイミングの複雑さは、他の MAC プロトコルにないものであり、このためノード内のすべての処理をハードウェア化することは困難となる。そこで、CPU を用いて処理の一部をソフトウェアで実行することが一般的であり、性能解析にはこのソフトウェアによる処理のオーバーヘッドを考慮する必要がある。

解析に際しては、パケットは固定長で受信に要する時間を T_a とする。パケットの受信を開始してから、そのパケットのアドレス解析を終了するまでの時間を U ステップとする（ステップについては、3. の仮定 (A2) で定義する）。この時間には、ソフトウェアによる処理のオーバーヘッドが含まれる。

2.4 RIS リング

RIS リングは、スロットリングとレジスタ挿入リング双方の特徴をもつ。スロットリングのように、各ノードは一定時間間隔に受信するスロットにパケットを書き込み、送信することができる。またレジスタ挿入リングと同様、各ノードはリングバッファと端末バッファと呼ぶ二つのバッファを備える。

フルスロットを受信したノードは、そのあて先を調

べる。そしてあて先が受信したノードであれば、スロット内パケットをノードに接続した端末に送信する。またあて先がそのノードでなければ、パケットをリングバッファへ蓄える。端末から発生するパケットは、端末バッファへ蓄える。周期的な送信開始時点では、ノードはリングバッファか端末バッファから一つのパケットをスロットに書き込み、送信を開始する。この際、リングバッファからの送信は、常に端末バッファからの送信より優先する。また両バッファとも空であるときは、エンピティスロットの送信を開始する。

解析に際しては、スロットの受信に要する時間を T_a とする。各ノードは、受信したパケットのアドレス解析終了後、直ちにパケットの送信を開始できるように、各々の送信タイミングが決められる。ここで、前のノードからのスロット受信を開始してから、次のノードへスロット送信を開始するまでの時間を T_h とする。 T_h はパケットの先頭にあるアドレス部を受信するのに要する時間と、そのアドレス部を解析して自ノードあてかどうかの判断をするのに要する時間の合計である。RIS リングでは、パケット送受信のタイミングが単純で、ノード内処理のハードウェア化が可能であり、 T_h はほぼパケットのアドレス部受信に要する時間に等しい。

3. 仮定

各 MAC プロトコルを解析する際の共通の仮定を説明する。筆者らは、この共通の仮定をもとにプロトコルをモデル化し、解析を行った。しかしながら、モデル化と解析を容易にする目的で、各プロトコルごとについていくつかの近似を行い、そのための仮定を導入した^{(9),(11),(12)}。トークンリングの解析で導入した仮定については、4. で述べる。

解析に際し導入した共通の仮定は、次の六つである。

(A1) リングに接続されているノードの台数を M 台とする。

(A2) 時間を T_a/M ごとの時間単位（「ステップ」と呼ぶ）に細分化する。

(A3) 時間 T_a は、隣接ノード間の伝搬遅延を含む（トークンリングでは L_t も伝搬遅延を含む）。

(A4) 各ノードの端末バッファの段数は有限で、蓄えることができるパケット数を T とする。

(A5) 各端末はステップ当り確率 σ でパケットを一つ生成する。このパケットの発生はステップの最後の時点で起きる。発生したパケットは、ノードの端末

バッファに蓄えられる。その際端末バッファがいっぱいであるときは、そのパケットは破棄される。

(A6) 端末バッファに蓄えられるパケットのあて先は、一様に確率 $1/(M-1)$ で自ノード以外の $M-1$ 台の各ノードあてである。

4. トークンリングのモデル化

トークンリング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をモードとして表し、このモード間の遷移の関係を表現した離散時間のマルコフモデルを作成する。

まず、トークンリングのモデル化と解析を容易にする目的で導入した仮定を説明する。

導入した仮定は、パケット長とトークン長との関係に関するものと、モデルの時間単位（モデルの状態を観察する周期）に関するものである。これらの仮定をもとに最初の近似モデル I を作成する。更に、このモデルに対してパケット発生についての仮定をおき、遷移が少なく解析可能な近似モデル II を作成する。

なお、ここで述べる各仮定は、あくまでもモデル上の仮想的なものであり、実際のシステムの動作に関するものではないことに、注意されたい。

4.1 パケット長の仮定と時間単位の変形

解析を容易にする目的で、次の仮定をおく。

(TO1) パケット長は、トークン長の整数倍である。つまり、 $H = T_a/L_i$ を満たす整数 H が存在する。

また、モデルの時間単位を、ステップ (T_a/M) とするよりも、トークン送信に要する時間 L_i とした方が、モデルが簡単になる。これは、各時間単位ごとにフリートークンがノード上を接続順に転送されていくことになるためである。そこで、仮定 (A2) の代わりに時間単位を L_i とする次の仮定を導入し、モデルを作成する。

(TO2) 時間を L_i ごとの時間単位（この単位を「トークン時間」と呼ぶ）に細分化する。

この時間単位の変形により、仮定 (A5) のステップごとのパケット発生に関する仮定を、次のトークン時間ごとのパケット発生の仮定 (TO3) で置き換える必要がある。

(TO3) 各端末はトークン時間当り確率 λ でパケットを一つ生成し、端末バッファに蓄える。ここで、 $\lambda = \sigma L_i M / T_a$ である。

λ の値は、 σ にトークン時間とステップ時間の比を

乗じたものである。トークン時間がステップの時間の2倍以上の場合もあるが、 $\sigma \ll 1$ であるため、1トークン時間に2パケット以上発生する確率を0とした。

4.2 近似モデル I

これまでの仮定に基づき、作成したモデルを図1に示す。各ノードがとるモードには、フリートークンの受信を待つフリートークンを転送中である W モードと、フリートークンをもちパケットを送信中である S モードとに分かれる。

ここで、このモデルの状態の観察、パケットの発生と送信、モード遷移のタイミングを、次のようにする。

(T1) 状態の観察は各トークン時間の最初に行う。

(T2) モードの遷移は各トークン時間の最後に行う。

(T3) トークンとパケットの送信は、各トークン時間の最後に行う（但し (T2) の直前）。

(T4) 端末からのパケット発生は、各トークン時間の最後に起きる（但し (T3) の直前）。

次に、確率変数 $A(n)$ を定義する。ここで n は、5. で定義するモデルの状態ベクトルである。

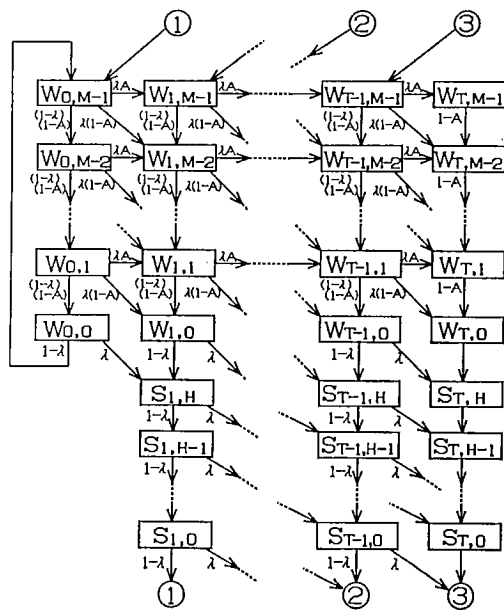


図1 トークンリングの近似モデル I
Fig. 1 Approximate model I of a token ring.

$$A(n) = \begin{cases} 1 & \text{フリートークンをもつノードは、} \\ & \text{遷移時にトークンをもち続ける} \\ 0 & \text{フリートークンをもつノードは、} \\ & \text{遷移時にトークンを送信する} \end{cases} \quad (1)$$

確率変数 $A(n)$ の値は、モデルを解析することにより求める。なお図1では、この確率変数 $A(n)$ を、簡単のために単に A と書いた。

W モードにあるノードの状態は、二つのパラメータで決まる。一つは、そのノード内の端末バッファに v 個 ($v=0, 1, \dots, T$) のパケットがあるという v パラメータである。もう一つは、パケットの流れと逆の方向に、リング上を x ノード ($x=0, 1, \dots, M-1$) 逆上ったノードが、現在フリートークンをもっているという x パラメータである。すなわち、 x パラメータはあと何ノードで自分にフリートークンが回ってくるかを表すパラメータである。 v パラメータの値が i 、 x パラメータの値が j の W モードを、 $W_{i,j}$ と書く。

S モードにあるノードの状態も、二つのパラメータにより決まる。一つは、送信中のパケットを含めて端末バッファ内に y 個 ($y=0, 1, \dots, T$) のパケットを有するという y パラメータである。もう一つは、パケットの送信を完了するまでに、あと z トークン時間 ($z=0, 1, \dots, H$) 要するという z パラメータである。 y パラメータの値が i 、 z パラメータの値が j の S モードを、 $S_{i,j}$ と書く。

$x=0$ の W モードにあるノードは、フリートークンをもっている。このとき、ノードが $W_{0,0}$ モードにあって遷移時に確率 $1-\lambda$ でパケットが発生しない場合、次のノードへフリートークンの送信を開始し、 $W_{0,M-1}$ モードへ遷移する。一方、ノードが $W_{i,0}$ ($i \neq 0$) モードにあるか、 $W_{0,0}$ モードにあって遷移時に確率 λ でパケットが発生した場合、ビジトークンの送信を開始して S モードへ遷移する。ここで S モードへの遷移は、ノードが $W_{i,0}$ ($i=1, 2, \dots, T$) にあって確率 $1-\lambda$ でパケット発生がなかった場合と、ノードが $W_{i-1,0}$ にあって確率 λ でパケット発生があった場合、ともに遷移時に i 個のパケットを有しており、 $S_{i,H}$ モードへ遷移する。また、ノードが $W_{T,0}$ モードにあるときは、パケットが発生してもオーバフローとなってこれ以上パケットは増えず、確率 1 で $S_{T,H}$ へ遷移する。

パケット送信中を表す S モードにあるノードの z パラメータの値は、トークン時間ごとに 1 減る。その際、確率 λ でパケットが発生すると、 y パラメータの値

が 1 増える。但し、 $y=T$ であるノードでは、パケットが発生してもオーバフローとなってこれ以上パケットは増えず、 y パラメータの値は変化しない。ノードが $S_{y,0}$ のモードにあるときは、パケットの送信をすべて完了しており、次の遷移でフリートークンの送信を開始して、 $W_{y,M-1}$ または $W_{y-1,M-1}$ モードへ遷移する。

$x \neq 0$ の W モードにあるノードは、遷移時に確率 $1-A(n)$ で x パラメータの値を 1 減らす。これは、フリートークンをもっているノードがそのトークンを次ノードへ送信する場合に対応する。一方、確率 $A(n)$ でフリートークンの送信がない場合は、 x パラメータの値は変わらない。また、確率 λ でパケットが発生すると、 v パラメータの値は 1 増える。しかし、 v パラメータの値が T のときはパケットが発生してもその値は変化しない。

4.3 パケット発生の変形

図1のモデルは、各トークン時間でのパケットの発生を許すものであるため、モード間の遷移が多く、その解析が困難である。そこで、パケット発生の変形 (TO 3) を次に示す仮定 (TO 4) と (TO 5) で更に置き換え、遷移の少ない近似モデル II を作成する。

まず、遷移時に x パラメータの値が変化しない場合 ($A(n)=1$ のとき)、 $x \neq 0$ の W モードにあるノードのパケット発生について考える。この場合、 x パラメータの値は $1 \sim M-1$ の $M-1$ 通りあるが、その各々の場合のパケット発生を $x=M-1$ のときにまとめる。すなわち、

(TO 4) $W_{v,M-1}$ モードにあるノードは、 $A(n)=1$ のとき、遷移時に確率 $(M-1)\lambda$ で 1 パケット発生する。

次に、 $A(n)=0$ の場合の W モードにあるノード (この場合、遷移時に x パラメータの値が 1 減る) について、パケット発生を考える。 x パラメータの値は $0 \sim M-1$ の M 通りある。この M 通りの各々のパケット発生を次のように $x=0$ のときにまとめる。

(TO 5-1) $W_{v,0}$ モードにあるノードは、遷移時に確率 $M\lambda$ で 1 パケット発生する。

S モードにいるノードは、 $H+1$ 回遷移後 W モードに戻る。そこで、上記と同様に各遷移時のパケット発生を次のように $W_{v,0}$ モードから S モードへ遷移するときにまとめる。

(TO 5-2) $W_{v,0}$ モードにあるノードが S モードへ遷移する場合は、遷移時に確率 $(H+1)\lambda$ で 1 パケット発生する。

(TO 5-1)と(TO 5-2)は、ともに $W_{v,0}$ モードにあるときのパケット発生に関する仮定である。そこで、これら二つの仮定を一つにまとめる。

$W_{i,0}$ モード ($i \neq 0$) のときは、既に端末バッファにパケットをもつため、確率1でSモードへ遷移する。このとき更にパケットが発生しない確率は、(TO 5-1)と(TO 5-2)より、 $(1-M\lambda)(1-(H+1)\lambda)$ である。また、パケットが一つ発生する確率は $(1-M\lambda)(H+1)\lambda + M\lambda(1-(H+1)\lambda)$ 、パケットが二つ発生する確率は $M(H+1)\lambda^2$ となる。ここで、 $\lambda \ll 1$ であるため $\lambda^2 = 0$ と近似し、改めてパケットが発生しない確率を $1-(M+H+1)\lambda$ 、パケットが一つ発生する確率を $(M+H+1)\lambda$ 、パケットが二つ以上発生する確率を0と近似する。

$W_{0,0}$ モードのときは、(TO 5-1)により確率 $M\lambda$ でパケットが一つ発生し、Sモードへ遷移する。このSモードへ遷移する場合は、(TO 5-2)より確率 $(H+1)\lambda$ でパケットが更に一つ発生し、結局確率 $M(H+1)\lambda^2$ でパケットが二つ発生する。しかし、 $W_{i,0}$ モードの場合と同様に、 $\lambda^2 = 0$ と近似し、パケットが1個発生する確率を改めて $M\lambda$ と近似する。

以上の議論により、仮定(TO 5-1)と(TO 5-2)をまとめ、次の仮定(TO 5)をおく。

(TO 5) $W_{0,M-2} \sim W_{0,1}$ モードにあるノードは、パケットを発生しない。一方 $W_{0,0}$ モードにあるノードは、遷移時に確率 $M\lambda$ でパケットを一つ発生する。また、 $W_{i,M-2} \sim W_{i,1}$ ($i \neq 0$) モードにあるノードも、パケットを発生しない。しかし、 $W_{i,0}$ モードにあるノードは、遷移時に確率 $(M+H+1)\lambda$ でパケットを一つ発生する。

このパケット発生タイミングの近似により、遷移が少ない図2の近似モデルIIを得る。

5. トークンリングの解析

5.1 平衡点方程式

図2のモデルの解析を行う。このモデルにおいて、 $W_{v,x}$ モードにあるノード数を表す確率変数を $w_{v,x}$ 、 $S_{y,z}$ モードにあるノード数を表す確率変数を $s_{y,z}$ とおく。モデルの定義より、明らかに次式が成り立つ。

$$\sum_{x=0}^T w_{v,x} = 1 \quad (x=1, 2, \dots, M-1) \quad (2)$$

$$\sum_{v=0}^T w_{v,0} + \sum_{y=1,2}^H s_{y,z} = 1 \quad (3)$$

モデルの状態ベクトル \mathbf{n} を次のように定義する。

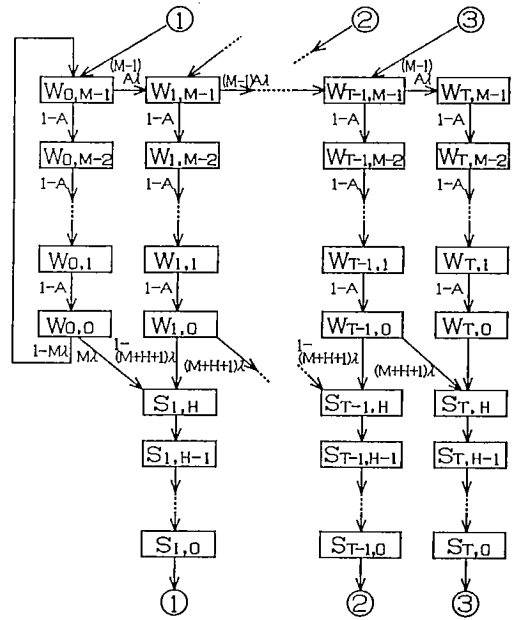


図2 トークンリングの近似モデルII
Fig. 2 Approximate model II of a token ring.

$$\mathbf{n} = (w_{0,0}, w_{0,1}, \dots, w_{0,M-1}, w_{1,0}, w_{1,1}, \dots, w_{1,M-1}, \dots, w_{T,0}, w_{T,1}, \dots, w_{T,M-1}, s_{1,0}, s_{1,1}, \dots, s_{1,H}, s_{2,0}, s_{2,1}, \dots, s_{2,H}, \dots, s_{T,0}, s_{T,1}, \dots, s_{T,H})$$

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留まっていると仮定する。そこで、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を等しくおくと、以下の式(4)~(12)を得る。

$$(1-A(\mathbf{n}))w_{v,1} = w_{v,0} \quad (v=0, 1, \dots, T) \quad (4)$$

$$(1-A(\mathbf{n}))w_{v,j+1} = (1-A(\mathbf{n}))w_{v,j} \quad (v=0, 1, \dots, T, j=1, 2, \dots, M-2) \quad (5)$$

$$(1-M\lambda)w_{0,0} + s_{1,0} = Bw_{0,M-1} \quad (6)$$

$$(M-1)A(\mathbf{n})\lambda w_{i-1,M-1} + s_{i+1,0} = Bw_{i,M-1} \quad (i=1, 2, \dots, T-1) \quad (7)$$

$$(M-1)A(\mathbf{n})\lambda w_{T-1,M-1} = (1-A(\mathbf{n}))w_{T,M-1} \quad (8)$$

$$s_{y,j+1} = s_{y,j} \quad (y=1, 2, \dots, T, j=0, 1, \dots, H-1) \quad (9)$$

$$M\lambda w_{0,0} + Cw_{1,0} = s_{1,H} \quad (10)$$

$$(1-C)w_{i-1,0} + Cw_{i,0} = s_{i,H} \quad (i=2, 3, \dots, T-1) \quad (11)$$

$$(1-C)w_{T-1,0} + w_{T,0} = s_{T,H} \quad (12)$$

但し、 B と C は、次式で定義される。

$$B=1-A(\mathbf{n})+(M-1)A(\mathbf{n})\lambda \quad (13)$$

$$C=1-(M+H+1)\lambda \quad (14)$$

次に、 $A(\mathbf{n})$ に関する式を得るために、ノード間を転送されるフリートークンの数について考える。あるノードがフリートークンを出力するのは、そのノードが $W_{0,0}$ モードにあつて確率 $1-M\lambda$ で $W_{0,M-1}$ モードへ遷移するか、そのノードが $S_{y,0}$ モードにあつて確率 1 で $W_{y-1,M-1}$ モードへ遷移するときである。トークン時間当りのその平均数は、

$$(1-M\lambda)W_{0,0} + \sum_{y=1}^T S_{y,0}$$

となる。このフリートークンは次のノードが受信するが、そのとき次のノードは $W_{v,1}$ モードから $W_{v,0}$ モードへ遷移する。トークン時間当りのその平均数は、

$$\sum_{v=0}^T w_{v,1}(1-A(\mathbf{n}))=1-A(\mathbf{n})$$

となる。ここで、式の変形に式(2)を用いた。この二つの平均数は等しくなることから、次式を得る。

$$A(\mathbf{n})=1-(1-M\lambda)w_{0,0}-\sum_{y=1}^T S_{y,0} \quad (15)$$

式(2)~(15)を解き、平衡点におけるベクトル \mathbf{n} (これを \mathbf{n}_e と書く) の各要素を求める。式(4)~(12)より、次の式(16)~(21)が得られる。

$$w_{i,0}=X^i w_{0,0} \quad (i=0, 1, \dots, T-1) \quad (16)$$

$$w_{T,0}=CX^T w_{0,0} \quad (17)$$

$$w_{i,j}=\frac{1}{1-A(\mathbf{n})}X^i w_{0,0} \quad (i=0, 1, \dots, T-1, j=1, 2, \dots, M-1) \quad (18)$$

$$w_{T,j}=\frac{C}{1-A(\mathbf{n})}X^T w_{0,0} \quad (j=1, 2, \dots, M-1) \quad (19)$$

$$s_{1,z}=\left\{\frac{(M-1)A(\mathbf{n})\lambda}{1-A(\mathbf{n})}+M\lambda\right\}w_{0,0} \quad (z=0, 1, \dots, H) \quad (20)$$

$$s_{i,z}=\left[\left\{1+\frac{(M-1)A(\mathbf{n})\lambda}{1-A(\mathbf{n})}\right\}X^{i-1}-\frac{(M-1)A(\mathbf{n})\lambda}{1-A(\mathbf{n})}X^{i-2}\right]w_{0,0} \quad (i=2, 3, \dots, T, z=0, 1, \dots, H) \quad (21)$$

但し、 X は、次式で定義される。

$$X=\frac{(M-1)A(\mathbf{n})\lambda}{C(1-A(\mathbf{n}))} \quad (22)$$

そして、式(15)に(20)、(21)を代入して $w_{0,0}$ について解いた式と、式(16)、(17)、(20)、(21)を式(3)に代入して $w_{0,0}$ について解いた式とから、 $A(\mathbf{n})$ に関する

次の式が得られる。

$$\begin{aligned} & 1+\frac{X-X^T}{1-X}+\frac{(M-1)A(\mathbf{n})\lambda}{1-A(\mathbf{n})}X^{T-1} \\ & = (1-A(\mathbf{n}))\left[\frac{1-X^T}{1-X}+CX^T+(H+1)\left\{\frac{X-X^T}{1-X}\right.\right. \\ & \quad \left.\left.+M\lambda+\frac{(M-1)A(\mathbf{n})\lambda}{1-A(\mathbf{n})}X^{T-1}\right\}\right] \quad (23) \end{aligned}$$

与えられた $\lambda(=\sigma L_e M/T_a)$ 、 M 、 $H(=T_a/L_e)$ 、 $C(=1-(M+H+1)\lambda)$ から、この式(23)を満たす $A(\mathbf{n})$ 、すなわち $A(\mathbf{n}_e)$ を求め ($0 \leq A(\mathbf{n}_e) \leq 1$)、この $A(\mathbf{n}_e)$ と式(15)~(21)より \mathbf{n}_e の要素がすべて求まる。

5.2 スループット

リング型のネットワークでは、 M 台のノード間に M 個の伝送路がある。ここで考えるスループット \bar{S} とは、パケット伝送が行われる割合を各伝送路ごとに求め、この平均をとったものとする。ノードが $S_{y,j}$ ($j=1, 2, \dots, H$) モードにあるとき、遷移の際パケットを送信する。このため、このモデルの条件付きスループット $S(\mathbf{n})$ は、

$$S(\mathbf{n})=\sum_{y=1}^T \sum_{j=1}^H S_{y,j} \quad (24)$$

となる。 \bar{S} は $S(\mathbf{n})$ の \mathbf{n} に関する期待値である。平衡点解析では \bar{S} は $S(\mathbf{n}_e)$ で近似するため、式(20)、(21)を用いて次のスループットの式が得られる。

$$\bar{S}=H\left[\frac{X-X^T}{1-X}+M\lambda+\frac{(M-1)A(\mathbf{n})\lambda}{1-A(\mathbf{n})}X^{T-1}\right]w_{0,0} \quad (25)$$

5.3 平均パケット遅延

平均パケット遅延 D を、パケットが生成されたときから、あて先ノードにこのパケットがすべて受信されるまでの時間の平均と定義する。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て考え、各要素ごとに求める。

(D1) 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 D_1 。

(D2) 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 D_2 。

(D3) あて先のノードにてパケットを受信する時間 D_3 。

このうち D_3 は、 H トークン時間と一定である。

端末バッファでの待ち時間 D_1 は、モデルの解析結果を用いて、以下のようにリトルの公式により求める。

システムの端末バッファ内にある全パケット数の平均値 N_1 を、平衡点における値で近似すると、次のようになる。

$$N_i = \sum_{x=1}^T \sum_{z=0}^{M-1} iw_{i,x} + \sum_{y=1}^T \sum_{z=0}^H ys_{y,z} \quad (26)$$

端末バッファ内のパケットは、ノードが $S_{y,H}$ モードから $S_{y,H-1}$ モードへ遷移する際に 1 個出力を開始する。このため、端末バッファから各トークン時間ごとに出力されるパケット数の平均値 Q_1 は次式で近似される。

$$Q_1 = \sum_{y=1}^T S_{y,H} \quad (27)$$

リトルの公式より、 N_i/Q_1 で得られる値は、パケットが発生してから、そのパケットの送信を終了するまでの時間である。そこでパケットの送信を開始してから、終了するまでに要する H トークン時間を引いて、 D_1 は次の式で与えられる (単位: トークン時間)。

$$D_1 = \frac{N_i}{Q_1} - H + \frac{M}{2} \quad (28)$$

この式で、 $M/2$ トークン時間を加算している。これは、 x パラメータが 1 減る遷移ごとのパケット発生を、 $x=0$ のときにまとめて確率 $M\lambda$ で起こると近似しているための補正である。ここでの補正は、負荷が小さくリトルの公式で得られる値が小さいときに有効である。負荷が大きくて得られる値が大きくなると、補正が結果の精度に与える影響はわずかになる。パケット発生数の近似は、これ以外にも行っている。しかし、他の近似は負荷が小さいとき (つまり、あまりパケットが発生しないため $A(n)=1$ にならず、 S モードへも遷移しないとき) には、補正量が少ない。このため、ここでは他の近似に対する補正は行わない。

次に、 D_2 を求める。まず、送信が開始されたパケットが、あて先のノードで受信されるまでに、途中中継されるノード数の期待値 G を求める。パケットのあて先が仮定(A 6)の一様分布で表されることから、 G は次のようになる。

$$G = \sum_{k=0}^{M-2} k \times \frac{1}{M-1} = \frac{M-2}{2} \quad (29)$$

1 台のノードにより中継される際に要する時間は 1 トークン時間である。このため、 D_2 は次式で表される (単位: トークン時間)。

$$D_2 = \frac{M-2}{2} \quad (30)$$

以上より、平均パケット遅延 D は、次式で与えられる (単位: トークン時間)。

$$D = D_1 + D_2 + H \quad (31)$$

5.4 端末バッファオーバフロー確率

パケットが端末で発生したときに、端末バッファが

いっぱいこのパケットが破棄される確率を、端末バッファオーバフロー確率 P_{ov} と定義する。

モデルにおいては、このオーバフローは M 台のノードが各々 $W_{T,x}$ モード若しくは $S_{T,z}$ モードにあるときに起きる。このため、モデルから次の P_{ov} を求める式が得られる。

$$P_{ov} = \frac{\sum_{x=0}^{M-1} w_{T,x} + \sum_{z=0}^H s_{T,z}}{M} \quad (32)$$

6. 数値例と性能比較

5. で得られた解析結果の精度を調べるため、解析値とシミュレーションによる結果とを比べる。続いて、トークンリング、スロットリング⁽¹¹⁾、レジスタ挿入リング⁽¹²⁾、RIS リング⁽³⁾の性能比較を行い、有効適用領域を明らかにする。但し、スロットリングにおいて各ノードがパケットを受信したときに、リングから取り除く確率 E の値を文献(11)では $1/(M-1)$ としているが、 $E=1/M$ の方が適切であるので、本論文ではこの値を用いる。これは、 E の値を定める際に、リング上のパケットを取り除くまでに中継するノード数を $M-1$ とすべきところを、 $M-2$ と誤っていたためである (文献(11) 3.1 参照)。

6.1 数値例

数値例は、次の条件下で求める。パケット長は各プロトコルとも 256 ビット (うちヘッダ長は 16 ビット) とする。トークンリングにおけるトークン長は、フリートークン、ビジートークンとも 8 ビットとする ($H=256/8=32$)。各ノード内の端末バッファの段数 T は 10 段とし、通信速度は 100 Mbit/s とする。

スロットリングにおけるスロット長は、パケット長に 1 ビットのフラグを付けて 257 ビットとする。この結果、スロットリング以外のプロトコルにおける T_a が 256 ビット受信時間であるのに対し、スロットリングにおける T_a は 257 ビット受信時間となる。そこで、ステップ (T_a/M) 当りのパケット発生確率 σ は、スロットリングでは $\sigma=257/256\sigma$ で置き換えることとする。

レジスタ挿入リングのヘッダ解析に要する CPU 処理のオーバヘッド時間は、我々が設計、製作したノードのプログラムから求めた。このノードは、信州大学におけるキャンパスネットワークとして構築されたレジスタ挿入リングによるネットワーク S-net⁽¹⁶⁾において用いられている。このプログラムでは、パケット受

信と並行してあて先アドレスや送信の状況等を調べ、パケットのヘッダ部の受信したときには、あとは転送用のハードウェアに対する指示パルスを出すだけとなるように設計を行った（アドレスの比較はハードウェアにより行う）。この結果、オーバーヘッド時間はパルス出力の命令実行時間である 500 ns となる（使用 CPU は、ザイログ社製 Z 80 でこれを 20 MHz のクロックで使用）。伝送速度が 100 Mbit/s の場合、この 500 ns は 50 ビットを受信する時間に等しい。このため、ヘッダ受信時間とオーバーヘッド時間の合計 U は、 $(16 + 50)/256 M$ ステップとなる。

シミュレーションは仮定(A 1)~(A 6)を用い、他の仮定は用いていない。シミュレーション時間は、スループットと平均パケット遅延を求める場合は 330,000 M ステップとする。端末バッファオーバーフロー確率を求める場合は、確率が小さい場合も求められるように、より長い 4,000,000 M ステップとする。更に、シングルラン法⁽¹⁶⁾により、95%の信頼区間を求める。

また、トークンリングで端末バッファの段数が 1 である場合は、厳密な解析が可能である（文献(17)等）。そこで、付録において、厳密解析、EPA による近似解析、シミュレーションのそれぞれの結果を比較し、EPA およびシミュレーションの結果の精度について検討する。

6.1.1 スループットと平均パケット遅延

ノードの台数 $M=30$ の場合について、ネットワークの負荷である $M\sigma$ とスループット、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 3 に示す。図中、実線が解析値を示し、 $\circ \Delta \square \nabla$ がそれぞれトークンリング、スロットリング、レジスタ挿入リング、RIS リングのシミュレーション結果を示す。

解析値とシミュレーション結果とはよく一致しており、解析の精度が高いことがわかる。

スループットの結果では、トークンリングとスロットリングの値、レジスタ挿入リングと RIS リングの値がそれぞれほぼ同じ値となっている。また、トークンリングとスロットリングの値が、常にレジスタ挿入リングと RIS リングより大きいこともわかる。これはパケットをリングから除去する方法が異なるからである。すなわち、トークンリングとスロットリングはパケットの送信元のノードがリングを 1 周してきたパケットを取り除く。これに対して、レジスタ挿入リングと RIS リングはパケットのあて先ノードが取り除く。つまりトークンリングとスロットリングのスループッ

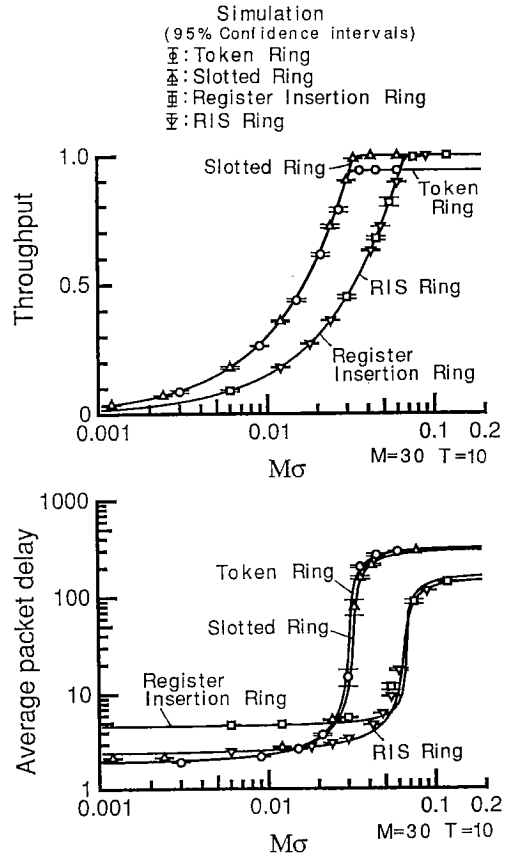


図 3 スループットと $M\sigma$ の関係 ($M=30, T=10$)
Fig. 3 Throughput and average packet delay vs. $M\sigma$ for $M=30$ and $T=10$.

トには、あて先ノードに達した後送信元ノードに戻るパケットという無効なトラヒックが含まれる（この送信元に戻るパケットを用いて、あて先ノードが受信確認のための ACK を返す場合は、無効なトラヒックとはならないが、本論文では MAC プロトコルによる ACK は考えない）。また、図でトークンリングのスループットの最大値が 1 にならないのは、各パケット間に必ずトークンが入るためである。

平均パケット遅延の結果からは、次のことがわかる。負荷が小さいときは、トークンリングとスロットリングの遅延が小さい。スロットリングでは、各ノードがパケットを次ノードへ転送する際の転送遅延時間がフラグ受信に要する 1 ビット受信時間、トークンリングではトークン受信に要する 8 ビット受信時間ですむ。これに対して、RIS リングではヘッダ受信に要する 16 ビット受信時間、レジスタ挿入リングではヘッダ

受信時間に加えて CPU による処理のオーバーヘッド時間も必要となる。負荷が軽い場合には、これらの転送時間がパケット遅延の支配的な要因となるため、上記の結果が得られる。

一方負荷が大きくなると、レジスタ挿入リングと RIS リングの方が遅延が小さくなる。トークンリングとスロットリングでは、パケットが必ずリングを1周するためトラヒックが多くなり、このためノードの端末バッファ内での待ち時間が大きくなる。レジスタ挿入リングと RIS リングでは、パケットはあて先ノードでリングから除去されるため、トラヒックは他の二つほど多くなり、従って端末バッファ内での待ち時間も他の二つほど大きくなりません。

6.1.2 端末バッファオーバフロー確率

図4に $M=30$ のときの $M\sigma$ と端末バッファのオーバフロー確率の関係を示す。解析値とシミュレーション結果とはほぼ一致しており、解析により得られたオーバフロー確率の有効性が確かめられた。

オーバフロー確率は、任意のタイミングでバッファからのパケット送信を開始できるレジスタ挿入リングが最も小さく、ついで RIS リングが小さい。この RIS リングの確率は、負荷が大きくなるとレジスタ挿入リングの確率とほぼ等しくなる。

6.2 性能比較

6.1 で解析結果の精度が良いことを確かめた。ここ

では、四つのプロトコルの解析結果を互いに比較し、与えられた条件下で最適なプロトコルを考える。

最適なプロトコルは、次のように求めた。ノードの台数 M と各ノードで1秒間に発生するパケット数とを変えながら、平均パケット遅延と端末バッファオーバフロー確率を各プロトコルごとに計算する。そして、オーバフロー確率が 1.0×10^{-9} 以下であるプロトコルの中から、パケット遅延が最小のプロトコルを求め、これを最適なプロトコルとする。 1.0×10^{-9} の値は、データ伝送で通常求められるパケットの許容破棄率である。なお、パケット長、 T の値等その他の条件は、6.1 と同じとした。

結果を図5に示す。図は、各プロトコルが最適となる領域を示す。図中“None”とあるのは、すべてのプロトコルにおいて端末バッファオーバフロー確率が 1.0×10^{-9} より大きくなる領域である。図より、トークンリングは M が小さくパケット発生も少ないときに優れていることがわかる。スロットリングは、 M が大きくなりパケットの発生が少ないときに優れている。これらのことは、6.1.1 の議論からも明らかである。

パケット発生が多くなると、パケットがあて先ノードで取り除かれるレジスタ挿入リングと RIS リングが有利になる。RIS リングは、レジスタ挿入リングのパケット送信タイミングをスロット化することで処理をハードウェア化したものである。このため、パケッ

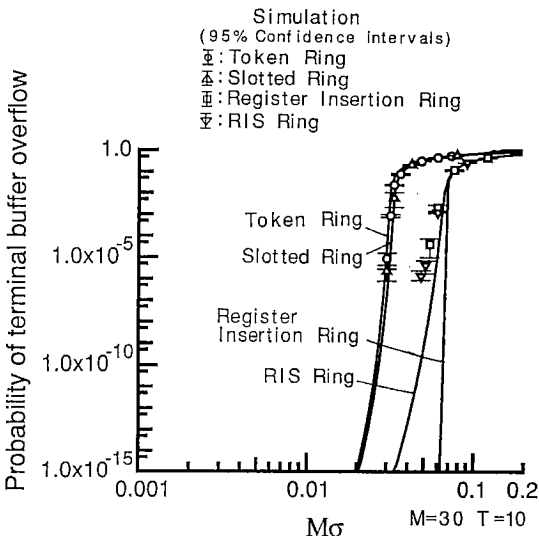


図4 端末バッファオーバフロー確率と $M\sigma$ の関係 ($M=30, T=10$)
Fig. 4 Probability of terminal buffer overflow vs. $M\sigma$ for $M=30$ and $T=10$.

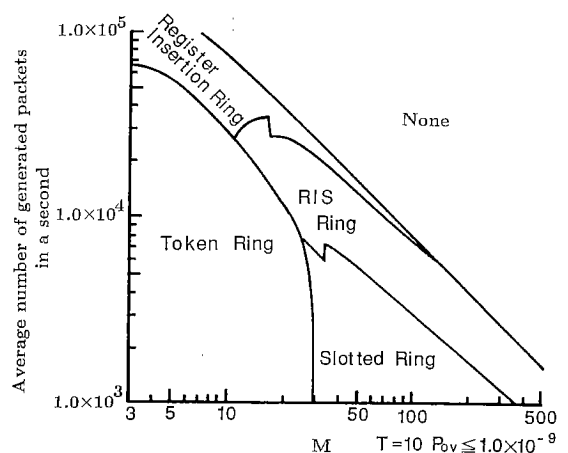


図5 トークンリング、スロットリング、レジスタ挿入リング、RIS リングの有効適用領域 ($T=10, P_{ov} \leq 1.0 \times 10^{-9}$)
Fig. 5 Suitable regions for token rings, slotted rings, register-insertion rings and RIS rings at $T=10$ under the condition that $P_{ov} \leq 1.0 \times 10^{-9}$.

トの送信は一定周期ごとに限られ、レジスタ挿入リングに比べて端末バッファ内での待ち時間が増える。一方、パケット転送に要するオーバーヘッドがレジスタ挿入リングより小さい。このことから、 M が小さいときは端末バッファ内での待ち時間が少ないレジスタ挿入リングが最適となる。また、 M が大きいときは、パケット転送時の遅延が小さい RIS リングが最適となる。

7. むすび

本論文では、まずトークンリングの性能解析を行った。解析に際しては、これまでに行ったスロットリング、レジスタ挿入リング、RIS リングの解析と同一の条件下でモデルを作成した。特に、各ノードが有限容量のバッファをもつモデルとし、バッファのオーバーフロー確率を求められるようにした。そして、このモデルを他の三つの MAC プロトコルの場合と同じ平衡点解析の手法で解析した。解析結果を、シミュレーション結果と比較したところよく一致しており、解析精度が高いことを確かめた。

更に、これまでの解析と併せて、四つの MAC プロトコルの解析結果を比較し、高速ネットワークにおけるさまざまな環境のもとで、バッファのオーバーフローも考慮してどのプロトコルが最適であるかを論じた。

本論文での各 MAC プロトコルの解析結果は、3. で示した仮定のもとで有効なものである。今後、各プロトコルのモデルを更に改良して、より実際に近い仮定のもとでの性能解析を行う必要がある。特に、複数種類のパケット発生源があるマルチメディアネットワークにおける各プロトコルの性能解析を行う予定である。更に、FDDI や DQDB といった他の高速ネットワーク用プロトコルの性能解析も行い、本論文での解析結果との比較を行いたい。

文 献

- (1) 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-1**, 3, pp.179-190 (1990-03).
- (2) 不破 泰, 田坂修二: “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”, 信学論(B-I), **J73-B-1**, 11, pp.813-824 (1990-11).
- (3) Fuwa Y. and Tasaka S.: “Register-insertion type slotted rings: a performance analysis”, Proc. IEEE INFOCOM, pp.191-201 (April 1991).
- (4) Bux W. and Schlatter M.: “An approximate method for the performance analysis of buffer insertion rings”, IEEE Trans. Commun., **COM-31**, 1, pp.138-146 (Jan. 1983).
- (5) Loucks W. M., Hamacher V. C., Preiss B. R. and Wong L.: “Short-packet transfer performance in local area ring networks”, IEEE Trans. Comput., **C-34**, 11, pp.1006-1014 (Nov. 1985).
- (6) Kositpaiboon R. and Georganas N. D.: “Performance of integrated circuit/packet slotted rings”, Conf. Rec. IEEE GLOBECOM '87, pp.1804-1808 (Nov. 1987).
- (7) Liu M.-K. and Messerschmitt D. G.: “Skew time slot switching and slotted-ring in a metropolitan area networks”, Proc. IEEE INFOCOM, pp.568-575 (March 1988).
- (8) Hammond J. L. and O'Reilly P. J. P.: “Performance analysis of Local Computer Networks”, Addison-Wesley (1986).
- (9) Bhuyan L. N., Ghosal D. and Yang Q.: “Approximate analysis of single and multiple ring networks”, IEEE Trans. Comput., **C-38**, 7, pp.1027-1040 (July 1989).
- (10) Abdul-Ghani F. and Davies P. A.: “High-speed optical-fibre ring network with a register insertion access protocol”, IEE PROCEEDINGS, **131**, Pt. H, 2 (April 1984).
- (11) 不破 泰, 田坂修二: “有限バッファ端末をもつリング型ネットワークの性能解析—スロットリング—”, 信学技報, **IN90-62** (1990-10).
- (12) 不破 泰, 田坂修二: “有限バッファ端末をもつリング型ネットワークの性能解析—レジスタ挿入リング—”, 信学技報, **IN90-68** (1990-12).
- (13) Tasaka S.: “Performance Analysis of Multiple Access Protocols”, MIT Press, Cambridge, MA (1986).
- (14) Tropper C.: “Local Computer Network Technologies”, Academic Press, New York, NY (1981).
- (15) 不破 泰, 中村八束, 清水英孝: “2重のリング構造からな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 (1988-12).
- (16) Kobayashi H.: “Modeling and Analysis”, Chap. 4, Addison-Wesley (1978).
- (17) Takagi H.: “Queueing analysis of polling models: an update”, in Stochastic Analysis of Computer and Communication Systems, ed. Takagi Hideaki, pp.267-318, Elsevier Science Publishers B. V. (North-Holland), IFIP (1990).

付 録

文献(17)で示されたポーリングシステムにおける性能解析の結果から、端末バッファの段数 T が 1 である場合の厳密な解析値が得られる。文献(17)では、1 ポーリングサイクル当りの平均送信メッセージ数 $E[Q]$ は、次式で与えられる。

$$E[Q] = \frac{M \sum_{n=0}^{M-1} \binom{M-1}{n} \prod_{j=0}^n \{e^{\lambda(Mr+jb)} - 1\}}{1 + \sum_{n=1}^M \binom{M}{n} \prod_{j=0}^{n-1} \{e^{\lambda(Mr+jb)} - 1\}} \quad (\text{A} \cdot 1)$$

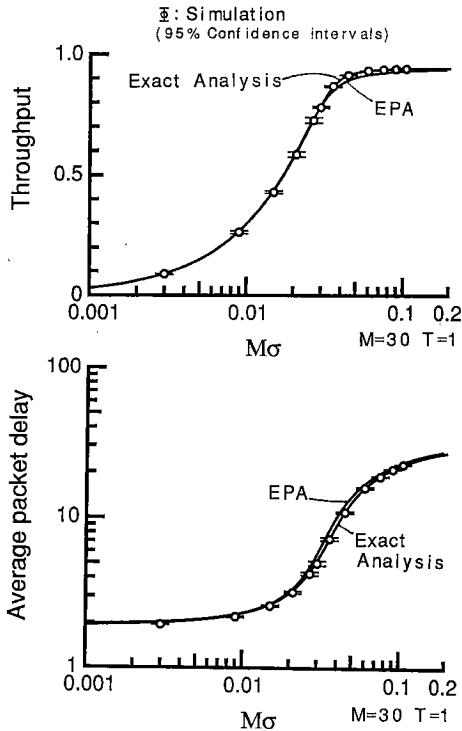


図 A-1 EPA, 厳密解析, シミュレーションによる結果の比較(M=30, T=1)
 Fig. A-1 Comparison of EPA, exact analysis and simulation results for M=30 and T=1.

ここで、 r はポーリングをあるノードから次のノードに移すのに要する時間であり、 b は送信メッセージをもつノードにポーリングを行ってから、次のノードにポーリングが移るまでの時間の平均である。トークンリングでは、これらの時間は次式で与えられる。

$$r = L_t \tag{A-2}$$

$$b = L_t + T_a \tag{A-3}$$

また、 λ は各ノードにおけるメッセージ発生のポアソン分布のパラメータである。時間 t の間に k 個メッセージが発生する確率 $P_k(t)$ は $P_k(t) = ((\lambda t)^k / k!) e^{-\lambda t}$ で表されるため、1ステップ時間 (T_a/M) に1個パケットが発生する確率 σ と λ の値の関係は、次式により与えられる。

$$\sigma = \lambda \frac{T_a}{M} e^{-\lambda T_a / M} \tag{A-4}$$

この $E[Q]$ を使い、次式によりメッセージのバッファ内平均待ち時間 $E[W]$ を得る。

$$E[W] = (M-1)b - \frac{1}{\lambda} + \frac{MR}{E[Q]} \tag{A-5}$$

この $E[W]$ は、本論文における D_1 にあたる。 D_2, D_3 の値は常に一定であり、本論文の値を用いる。単位時間における平均送信パケット数 γ は、

$$\gamma = \frac{M}{E[W] + b + 1/\lambda} \tag{A-6}$$

で与えられ、この値にパケット長を乗じると本論文の定義によるスループットが得られる。

以上の式を用いた厳密な解析とトークンリングのEPAによる解析、更にシミュレーションによるそれぞれの結果を、数値例を示して比較する(図A-1)。ここでは、ノードの台数 $M=30$ 、端末バッファの段数 $T=1$ とし、他のパラメータは、6.と同じである。この結果より、シミュレーションと厳密解析の結果は一致し、シミュレーションプログラムの正当性が示された。また、EPAによる近似解析と厳密解析の結果もほぼ一致し、EPAによる解析結果の精度が良いことが示された。

(平成3年8月26日受付, 4年1月23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。工博。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。IEEE、情報処理学会各会員。



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。同年各工大情報勤務。現在、同大電気情報教授。昭59~60 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, ACM, 情報処理学会各会員。