

## 隠れ端末のない状況での MACA のスループット性能

石中秀幸 松野浩嗣

山口大学理学部

あらまし 隠れ端末がない場合の MACA のスループット性能の上限と下限を表す式を理論解析によって求めることによって CSMA 方式との比較を行い、伝搬遅延時間と RTS 認識時間が共に短い場合は CSMA と MACA の性能は実用的にはほぼ同じであること、伝搬遅延時間が大きく RTS 認識時間が小さい場合には MACA の方が高いパフォーマンスが得られる可能性があること、及び伝搬遅延時間と RTS 認識時間が共に大きい場合には CSMA の方が優位であることなどを示す。

### Throughput Performance of MACA in No Hidden Terminal Situation

Hideyuki ISHINAKA and Hiroshi MATSUNO

Faculty of Science, Yamaguchi University

**Abstract** We analytically derive the equations of upper and lower bounds of throughput of MACA in order to compare the performance of CSMA and MACA. We show the following results. In the case of both of the time of propagation delay ( $p$ -delay) and the RTS recognition time (RTS-time) are small, the performances of CSMA and MACA are almost equal in practical sense. When  $p$ -delay is large but RTS-time is small, there is a possibility that MACA would be more efficient than CSMA. In the case of both of  $p$ -delay and RTS-time are large, CSMA is more efficient than MACA.

## 1 まえがき

IEEE802.11 で定められている無線 LAN に関する仕様では、隠れ端末 [2] に対応するためのオプションが備えられている [5]。このオプションは、データパケットをもつ局が相手局に対してこれから送信を行うことを知らせる RTS という短いパケットを送り、相手局は受信が可能な状態であればこれに対する返事として CTS という短いパケットを送り返す、いわばハンドシェイク動作によってデータパケットの衝突を回避しようとするものである。このオプションのアイデアの元になっているのは、Phil Karn によって提案されたメディアアクセス制御プロトコル MACA である [3]。

本稿では、隠れ端末がない場合の MACA のスループット性能の評価を理論解析によって行う。正確な理論解析を行うための準備として、まず 2. で MACA の状態推移についてまとめたのち、3. で MACA のスループット性能の上限と下限を表す式を求める。4. で CSMA 方式との比較を行い、伝搬遅延時間と RTS 認識時間が共に短い場合は CSMA と MACA の性能は実用的にはほぼ同じであること、伝搬遅延時間が大きく RTS 認識時間が小さい場合には MACA の方が高いパフォーマンスが得られる可能性があること、及び伝搬遅延時間と RTS 認識時間が共に大きい場合には CSMA の方が優位であることなどが示される。

## 2 MACA の状態推移

各局は、バス結合された計算機とネットワークノードコントローラ (NNC) から構成される。計算機内に発生した送信データは、バスを介して NNC 内の送信バッファに貯えられ

たのちに送信機から送信される。逆に、受信機で受信されたデータは NNC 内の受信バッファに格納されたのちにバスを介して計算機に送られる。また局の送信と受信の切り替え時間は 0 とする。

ある局に RTS (CTS) が到達してから、その局がこの RTS (CTS) を認識して CTS (データパケット) を送信するまでに要する時間を  $x(c)$  とする。時間  $x$  を RTS 認識時間と呼ぶ。また、ある局へのデータパケットの到着が完了してから、この局がこのデータパケットを認識するまでに要する時間を  $d$  とする。

RTS または CTS がある局 S に到着した時点から、時間  $x$  以内にひとつまたは複数の RTS または CTS がこの局 S に到達した場合、これらのパケットのどれも局 S によって認識されないとし、この状況を「衝突」と呼ぶ。局 S において衝突が解消されて再びパケットを認識できるのは、簡単のため、局 S に最後にパケットが到着した時刻から時間  $x$  後であると

MACA が提案された文献 [3] にはこのプロトコルの基本的なアイデアしか示されておらず、このプロトコルの形式的な状態推移は文献 [4] で与えられた。本論文では、文献 [4] に書かれた状態推移を行う MACA を「オリジナル MACA」と呼び、表 1 にこれの状態推移表を示す。

IDLE : NNC の送信バッファも受信バッファも空になっている状態。

CONTENTEND : 送信バッファにデータが格納されており、かつ送信中でない状態。

WFCTS : CTS を待機している状態。

WFData : データパケットを待機している状態。

QUIET1 : 他局への RTS ( $x$ RTS) を漏れ聞いたときに

表 1: MACA の状態推移表

| State\Input | RTS                        | CTS                                | xRTS   | xCTS   | Timer Expire                          |
|-------------|----------------------------|------------------------------------|--------|--------|---------------------------------------|
| IDLE        | <u>Trans:CTS</u><br>WFData | ignore                             | QUIET1 | QUIET2 | —                                     |
| CONTEND     | <u>Trans:CTS</u><br>WFData | ignore                             | QUIET1 | QUIET2 | (random)<br><u>Trans:RTS</u><br>WFCTS |
| WFCTS       | ignore                     | <u>Trans:Data</u><br>SendData→IDLE | QUIET1 | QUIET2 | $(2a + x + c)$<br>IDLE                |
| WFData      | ignore                     | ignore                             | QUIET1 | QUIET2 | $(2a + c + 1 + d)$<br>IDLE            |
| QUIET1      | ignore                     | ignore                             | QUIET1 | QUIET2 | $(a + c)$<br>IDLE                     |
| QUIET2      | ignore                     | ignore                             | QUIET1 | QUIET2 | $(a + 1 + d)$<br>IDLE                 |

入る状態。xRTSを受信した局から送信されるCTSを妨げないのに十分な時間待機する。

QUIET2：他局へのCTS(xCTS)を漏れ聞いたときに入る状態。xCTSを受信した局から送信されるデータパケットを妨げないのに十分な時間待機する。

上の説明から分かるように、2つの状態 QUIET1 と QUIET2 の待機時間は異なる。文献[4]では、タイマーの値を変えることで同じ動作を1つの状態 QUIET で実現しているが、本論文では上のように2つの状態 QUIET1 と QUIET2 を用いている。これは、後で行う MACA のスループット理論式の導出のために、RTS による待機時間と CTS による待機時間を明確に区別して議論する必要があるためである。

入力としては自局への RTS と CTS を認識した場合、および xRTS と xCTS を漏れ聞いた場合の4つを考えればよい。データパケットを入力として考えていないこと理由は後で説明する。

ある局の状態が IDLE であるときに自分あての RTS を認識すると、CTS を送信し (Trans:CTS) その直後に WFData へ状態を推移する。xRTS を認識した場合は、その局へ返される CTS を妨害しないために QUIET1 に入る。xCTS を認識した場合は、その局へ送られるデータパケットを妨害しないために QUIET2 に入る。

コンピュータ内にデータパケットが発生すると、これを NNC の送信バッファに送り、局は CONTEND 状態になる。同時に NNC 内のタイマーにランダムな値をセット (列 Timer Expire の (random)) し、直ちにこの値を減じ始め、タイマー値が0になった時点で RTS を目的の局へ送信する (Trans: RTS)。表中にあるように、この状態での動作は IDLE と同様である。

局の状態が WFCTS にあるときに目的の局からの CTS を認識すると、データパケットの送信を開始する (Trans:Data)。表中の SendData は、便宜上、データパケットが送信中であることを表すために設けた状態であり、データパケットの送信が終わると直ちに IDLE 状態になる。WFCTS 状態になってから  $2a + x + c$  時間経過しても CTS が認識されないときは、この CTS がコンフリクトなどの原因によって失われている可能性があるため、IDLE 状態に戻る。

局 A が状態 WFData にあるときに、データパケットが NNC 内の受信バッファに正しく格納され、さらにこれがコンピュータに転送されたとき。局 A はこの一連の動作を完了するのに十分な時間  $2a + c + 1 + d$  の後に IDLE 状態に戻る。MACA では、データパケットが正しく受信できたか否かを知らせる ACKノリッジを相手局に送信しない。したがって、なんらかの原因で時間  $2a + c + 1 + d$  内に正しいデータパケ

ットが受信できない場合でも、この時間経過後に IDLE 状態に戻る必要がある。このように、WFData から IDLE へへの状態推移は、データパケットの受信が成否に関わらず行われるので、データパケットを入力として考える必要はない。

状態 QUIET1 および QUIET2 の異なる点は表にあるように、タイマーの値の初期設定である。QUIET1 の場合は、xRTS を出した局が CTS を受信するのを妨げない時間、すなわち  $a + c$  時間待機したのちに IDLE 状態へ戻る。QUIET2 の場合は、xCTS を出した局がデータパケットを受信するのを妨げない時間、すなわち  $a + 1 + d$  時間待機したのちに IDLE 状態へ戻る。これらの待機している間に他局への RTS(CTS) がさらに認識された場合はその時点から新たに QUIET1(QUIET2) を開始する。

### 3 スループット理論式の導出

お互いに電波の届きあう無限個の局を考える。トラフィック  $G$  を、パケット時間あたりの新しく生じたパケットと再計画されて生じたパケットの個数の和とする。これらのパケットの生起は、単位時間あたりに平均  $G$  回のポアソン分布に従うものとする。正規化伝搬遅延  $a$  を、最大伝搬遅延時間をパケット時間長で割ったものとする。さらに以下の議論では、パケット時間長  $T$  を単位時間として (すなわち  $T = 1$  として) 考える。

すべての局が IDLE または CONTEND にある状態から、ある局が最初に RTS を出したとき。議論を簡単にするために、このときの時刻を0とする。

隠れ端末のない状況を考えているので、時刻  $a + x$  にはこの RTS は他の全ての局によって認識される。したがって、この時刻以降に送信しようとする局については、全てその送信がバックオフ手続きによって延期される。よって、この時刻0に送信した RTS パケットと衝突する可能性があるのは時刻  $a + x$  までに送信される RTS であるため、時刻  $a + x$  以降の状況は考える必要がない。

まず、 $a > x$  の場合について考える。時間  $[0, a + x]$  を3つの時間  $[0, x]$ 、 $[x, a]$ 、及び  $[a, a + x]$  に分ける。これら各々の時間で一つ以上の RTS が送信される場合と RTS が送信されない場合について次の5通りを考えればよい。

- (1) 時間  $[0, x]$  だけで RTS が送信される場合、
- (2) 時間  $[x, a]$  だけで RTS が送信される場合、
- (3) 時間  $[a, a + x]$  だけで RTS が送信される場合、
- (4) 時間  $[x, a]$  で RTS が送信され、かつ時間  $[a, a + x]$  でも RTS が送信される場合、

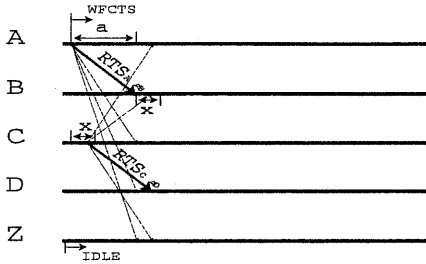


図 1: 時間  $(0, x]$  で 2 番目の RTS が送信される場合

(5) 時間  $[0, a+x]$  で RTS が送信されない場合。

以上のうち、(1),(3),(4) が最初の RTS を出した局のデータパケットの送信が失敗する場合であり、(5) がこの送信が成功する場合である。(2) では後に述べるように、RTS の送信されるタイミングによって、データパケットの送信が成功する場合と失敗する場合とに分けられる。

最初に送信された RTS の送信元の局を A とし、この RTS の送信先の局を B とする。(1),(2),(3) において 2 番目の RTS を出した局を C とし、この RTS の目的局を D とする。(1) において時間  $[0, x]$  で  $k$  個の RTS が送信される場合は、それらの RTS の送信元の局を  $C_1, C_2, \dots, C_k$  と書き、これら各々に対応する送信先の局を  $D_1, D_2, \dots, D_k$  と書く。(2),(3) についても同様である。

(4) では、時間  $(x, a]$  の場合に加えて時間  $(a, a+x]$  での RTS も送信されるが、この時間  $(a, a+x]$  での送信元の局を E としこれら各々の送信先の局を F とする。時間  $(a, a+x]$  で  $k$  個の RTS が送信される場合は、それらの RTS の送信元の局を  $E_1, E_2, \dots, E_k$  と書き、これら各々に対応する送信先の局を  $F_1, F_2, \dots, F_k$  と書く。

以上に挙げた局以外の局は、送受信に直接関わらない局であり、無限個存在する。隠れ端末のない状況を考えているので、これらの局は全て同じ立場であり、その代表の局を Z とする。

話中期間 (busy period) を、最初の RTS を局 A が送信した時刻 (時刻 0) から、局 Z が目的局に認識される可能性のある RTS を送信できるようになった時刻までの時間、とする。これ以降は、このときの RTS を送信した局 Z を新たに局 A として (すなわち、このときの時刻を新たに時刻 0 とし)、上と同様な議論を行うことができる。

局 X から局 Y へ出した RTS パケット (CTS パケット) を  $RTS_{X \rightarrow Y}$  (CTS $_{X \rightarrow Y}$ ) と書く。

(1) 時間  $(0, x]$  で 2 番目の RTS が送信される場合

図 1 に、 $(0, x]$  で送信された RTS が一つだけである場合のダイアグラムを示す。

局 A では  $RTS_{A \rightarrow B}$  を送信した時点、すなわち時刻 0 で WFCTS 状態に入る。時間  $[0, x]$  で送信された RTS が  $RTS_{C \rightarrow D}$  の一つだけであった場合は、局 A には時間  $(x, a+x]$  の間のある時点で  $RTS_{C \rightarrow D}$  が到着し、状態が QUIET1 に変化する。複数の局  $\{C_i\}_{i \geq 1}$  が時間  $(0, x]$  で RTS を送信した場合は、局 A でこれらの RTS は衝突するので、局 A の WFCTS 状態は変化しない。

局 C も  $RTS_{C \rightarrow D}$  の送信と同時に WFCTS 状態になったのちに、 $RTS_{A \rightarrow B}$  によって QUIET1 状態になる。複数の局  $\{C_i\}_{i \geq 1}$  が送信した場合は、これらと  $RTS_{A \rightarrow B}$  は相互に時間  $(a, x]$  内に衝突し、局  $\{C_i\}_{i \geq 1}$  の状態は WFCTS から変化しない。

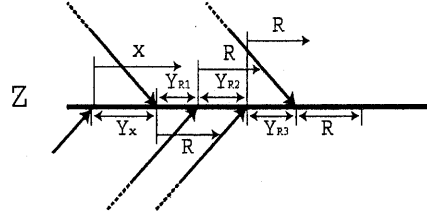


図 2: 衝突回復時間における RTS の衝突が 4 回連続する場合

局 B, D, 及び Z では、局 A からの RTS 以外に送信される RTS が局 C からのものの一つだけであるが、 $\{C_i\}_{i \geq 1}$  からの複数個であろうが、これ (ら) は  $RTS_{A \rightarrow B}$  と衝突するので、B, D ( $\{D_i\}_{i \geq 1}$ ) 及び Z の局の状態は IDLE のままである。

次に、話中区間について考えよう。2 つの RTS がある局で衝突したときに、その局は一定時間ほど受信不能な状態になると考えられるが、その時間は RTS 認識時間  $x$  よりも大きいと考えることは適当でない。これは、RTS を認識するためには何らかの判定処理が必要となるので、RTS 認識時間は、単に受信機が衝突から回復する時間よりも多くかかると思われるのが自然だからである。

局 A が時刻 0 で RTS を送信した直後に (この RTS を  $RTS_0$  とする) 他の RTS が局 C から一つ送信された場合または  $\{C_i\}_{i \geq 1}$  から複数個の RTS が全て同時に局 A が送信した直後に送信された場合は、時刻  $x$  より後に局 Z から送信された RTS は目的の局に認識される可能性がある。このことと、RTS 同士の衝突による回復時間は  $x$  以下であるという仮定より、この場合の話中区間は  $x$  と考えるのが適当であり、このときの値が最小の値となる。これの起こる確率が  $1 - e^{-Gx}$  であることに注意すると、話中区間の期待値の最小値は

$$\bar{B}_{\min} = x(1 - e^{-Gx})$$

となる。

次に、話中区間の最大値を求めてみよう。まず一般的な場合について考察する。ある局にいくつかの RTS が衝突した状況において、最後の RTS が衝突してから  $R$  時間後にその局は再び受信が可能になるとし、時間  $R$  を衝突回復時間と呼ぶ。

時刻 0 から RTS 認識時間経過後の時刻  $x$  までに、複数の RTS が送信されたとし、これらのうちの最後の RTS を  $RTS_1$  とし、その送信時刻を  $Y_x$  ( $0 \leq Y_x \leq x$ ) とする。この場合、時刻  $x$  から時刻  $Y_x + R$  の間に RTS が送信されなければ話中区間は  $Y_x + R$  となる (時刻  $Y_x$  から時刻  $x$  の間には RTS は送信されないことに注意)。さらに衝突回復時間中に RTS がいくつか衝突した場合には、これらのうちの最後の RTS が衝突した時刻より、さらに  $R$  時間後に衝突が回復できると考えることが適当である。 $RTS_1$  の送信時刻と  $RTS_2$  の送信時刻との差を  $Y_{R1}$  とする。時刻  $Y_x + R$  と時刻  $Y_x + Y_{R1} + R$  の間に RTS が送信されない場合の話中区間は  $Y_x + Y_{R1} + R$  となる。図 2 は、RTS の衝突が 4 つの連続した衝突回復時間内でそれぞれ衝突が起こるとした場合の状況であり、話中区間は  $Y_x + Y_{R1} + Y_{R2} + Y_{R3} + R$  となる。衝突回復時間内の RTS の衝突が連続して高々  $n \geq 1$  回起こるものとする。 $Y_x$  の期待値を  $\bar{Y}_x$  とし  $Y_{Ri}$  ( $1 \leq i \leq n$ ) の期待値を  $\bar{Y}_R$  とすると、衝突が連続して  $j$  ( $2 \leq j \leq n-1$ ) 回起こる場合の話中区間は  $\bar{Y}_x + (j-1)\bar{Y}_R + R$  と書け、これの起こる確率は  $(1 - e^{-Gx})(1 - e^{-Y_x + R - x})(1 - e^{-Y_R})^{j-2} e^{-Y_R}$  と書ける。

また、衝突が連続して  $n$  回起こる場合の話中区間は  $\bar{Y}_x + (n-1)\bar{Y}_R + R$ 、確率は  $(1 - e^{-Gx})(1 - e^{-Y_x + R - x})(1 - e^{-Y_R})^{n-1}$

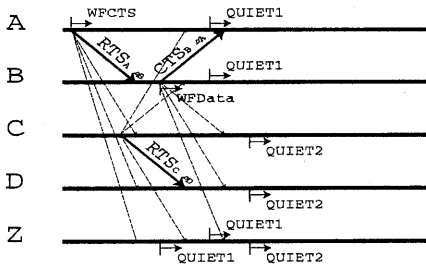


図3: 時間  $(x, a]$  で2番目の RTS が送信される場合

と書けるので、(1) の場合の話中区間の期待値  $\bar{B}_1$  は

$$\begin{aligned} \bar{B}_1 &= \lim_{n \rightarrow \infty} \{ (\bar{Y}_x + R)(1 - e^{-Gx})e^{-(\bar{Y}_x + R - x)} \\ &+ \sum_{i=2}^{n-1} \{ \bar{Y}_x + (i-1)\bar{Y}_R + R \} (1 - e^{-Gx}) \\ &\quad \{ 1 - e^{-(\bar{Y}_x + R - x)} \} (1 - e^{-\bar{Y}_R})^{i-2} e^{-\bar{Y}_R} \\ &+ \{ \bar{Y}_x + (n-1)\bar{Y}_R + R \} (1 - e^{-Gx}) \{ 1 - e^{-(\bar{Y}_x + R - x)} \} \\ &\quad (1 - e^{-\bar{Y}_R})^{n-2} \} \end{aligned}$$

となる。

上の式中の  $\bar{Y}_x$  及び  $\bar{Y}_R$  を求めよう。衝突回復時間  $R$  は RTS 認識時間  $x$  以下であることに注意すると、RTS の衝突が最も起こりやすいのは  $R = x$  の場合である。また、 $Y_x$  の分布関数  $F_{Y_x}(y)$  は

$$\begin{aligned} F_{Y_x}(y) &\triangleq \Pr\{Y_x \leq y\} \\ &= \Pr\{ \text{長さ } x-y \text{ の間隔内にどの局からも} \\ &\quad \text{RTS が送信されない} \} \\ &= \exp\{-G(x-y)\} \end{aligned}$$

で与えられるので、 $\bar{Y}_x$  は

$$\bar{Y}_x = x - \frac{1}{G}(1 - e^{-Gx})$$

となる。 $\bar{Y}_R$  についてもこれと同様にして計算でき、

$$\bar{Y}_R = R - \frac{1}{G}(1 - e^{-GR})$$

となる。

(2) 時間  $(x, a]$  で2番目の RTS が送信される場合

まず、時間  $(x, a]$  で送信される RTS が  $RTS_{C \rightarrow D}$  だけであった場合について考えよう (場合 (2-1) とする)。図3がこの場合のダイアグラムである。局 A はこの RTS によって状態を QUIET1 に変え、 $CTS_{B \rightarrow A}$  を無視して所定の時間が過ぎてから IDLE に戻る。したがって、局 A はデータパケットを送信することはできない。局 B は  $CTS_{B \rightarrow A}$  を送信してから WFData 状態に入るが、 $RTS_{C \rightarrow D}$  によって状態を QUIET1 に変え、所定の時間後に IDLE に戻る。局 C は  $RTS_{C \rightarrow D}$  を送信して WFCTS 状態に入るが、 $RTS_{A \rightarrow B}$  によって状態を QUIET1 に変える。この局は  $CTS_{B \rightarrow A}$  を認識することができるので、さらに状態を QUIET2 に変え、これを時間切れになるまで続けて IDLE 状態に戻る。局 D では  $RTS_{A \rightarrow B}$  を認識して QUIET1 状態に入るが、 $RTS_{C \rightarrow D}$  は無視してこの状態を継続する。この QUIET1 が時間切れになる時点で  $CTS_{B \rightarrow A}$  を認識して状態を QUIET2 に変え、所定の時間後に IDLE に

戻る。局 Z では、 $RTS_{A \rightarrow B}$  を時刻  $a+x$  で認識後に QUIET1 になるが、これが時間切れになる前に  $RTS_{C \rightarrow D}$  を認識して QUIET1 状態を継続する。この後、時刻  $2a+x+c$  で  $CTS_{B \rightarrow A}$  を認識してから、時刻  $3a+x+c+d+1$  に IDLE 状態に戻る。

次に時間  $(x, a]$  の間で、局  $\{C_i\}_{1 \leq i \leq k}$  から局  $\{D_j\}_{1 \leq j \leq k}$  に対して複数の RTS  $\{C_i\}_{1 \leq i \leq k}$  が送信された場合について考えよう。これらの RTS のうち、例えばある局  $C_j$  ( $1 \leq j \leq k$ ) からの RTS の送信された時刻が、他の RTS が送信された時刻よりも時間  $x$  以上離れているとすると、局 A の状態はこの RTS によって QUIET1 に変わるので、局 A からデータパケットは送信されない (場合 (2-2) とする)。局  $C_j$  からのような RTS がなければ時間  $(x, a]$  で送信された RTS は局 A でお互いに衝突するので、局 A の状態は WFCTS のままである。したがってこの場合はデータパケットが送信される (場合 (2-3) とする)。

時間  $[0, x]$  及び時間  $(a, a+x]$  に RTS が送信されない確率は  $e^{-Gx}$  であり、時間  $(x, a]$  に RTS が送信される確率は  $1 - e^{-G(a-x)}$  であるので、この (2) が起こる確率は  $e^{-Gx}(1 - e^{-G(a-x)})e^{-Gx}$  である。また、 $RTS_{A \rightarrow B}$  及び  $CTS_{B \rightarrow A}$  は必ず局 Z に認識されることに注意すると、データパケットの送信が失敗する場合の (2-1) と (2-2)、及び成功する場合 (2-3) のどちらについても局 Z の話中区間は  $3a+x+c+d+1$  となるのが分かる。したがって、(2) の場合の話中区間の期待値  $\bar{B}_2$  は、

$$\bar{B}_2 = (3a+x+c+1+d)e^{-Gx}(1 - e^{-G(a-x)})e^{-Gx}$$

となる。

(3) 時間  $(a, a+x]$  で2番目の RTS が送信される場合

この場合は、時間  $(a, a+x]$  で送信される RTS が一つであっても複数であっても、この RTS (ら) は必ず CTS と衝突するので、(2) で行ったような場合分けをする必要がない。したがってこの時間で送信される RTS が  $RTS_{C \rightarrow D}$  だけである場合を考える。

局 A では、 $CTS_{B \rightarrow A}$  と  $RTS_{C \rightarrow D}$  が衝突するので、WFCTS 状態は変化しない。したがって、データを送信することなく所定の時間後に IDLE 状態に戻る。局 B は  $RTS_{A \rightarrow B}$  を認識し、 $CTS_{B \rightarrow A}$  を送信して WFData 状態に入る。この後に  $RTS_{C \rightarrow D}$  を認識し、状態を QUIET1 にして時間切れになると IDLE 状態に戻る。局 C は  $RTS_{C \rightarrow D}$  を送信して状態を WFCTS に変えるが、すぐに  $RTS_{A \rightarrow B}$  を認識して QUIET1 状態に入る。さらに  $CTS_{B \rightarrow A}$  を認識して QUIET2 状態になり、これが時間切れになってから IDLE 状態に戻る。局 D、及び Z では  $RTS_{A \rightarrow B}$  を時刻  $a+x$  で認識し、QUIET1 状態になる。この後これらの局で  $CTS_{B \rightarrow A}$  と  $RTS_{C \rightarrow D}$  が衝突するので、QUIET1 状態は変化せず、時刻  $2a+x+c$  に IDLE 状態に戻る。

局 Z の話中区間は  $2a+x+c$  である。また、時間  $[0, a]$  に RTS が送信されない確率は  $e^{-Ga}$  であり、時間  $(a, a+x]$  に RTS が送信される確率は  $1 - e^{-Gx}$  であるので、この (3) が起こる確率は  $e^{-Ga}(1 - e^{-Gx})$  である。従って、(3) の話中区間の期待値  $\bar{B}_3$  は

$$\bar{B}_3 = (2a+x+c)e^{-Ga}(1 - e^{-Gx})$$

となる。

(4) 時間  $(x, a]$  で2番目の RTS が送信され、時間  $(a, a+x]$  で3番目の RTS が送信される場合

この場合、 $CTS_{B \rightarrow A}$  と  $RTS_{B \rightarrow F}$  は必ず衝突するので、時間  $(a, a+x]$  で複数の RTS が送信される場合を考える必要はない。

時間  $[x, a]$  で送信される RTS が一つであっても複数であっても同様な議論が行えるので、以下では時間  $(x, a]$  で送信され

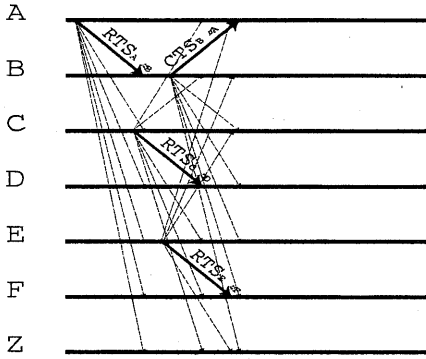


図4: 時間  $[x, a]$  と  $(a, a+x)$  で RTS が送信される場合

る RTS が  $RTS_{C \to D}$  の一つだけである場合について考えよう。この RTS は  $CTS_{B \to A}$  と衝突することはないが、 $RTS_{E \to F}$  とは、もしこの送信時刻との時間間隔が  $x$  以下であれば衝突する。図4は  $RTS_{C \to D}$  と  $RTS_{E \to F}$  が衝突する場合である。この場合が局 Z における話中区間が最も短くなる場合であり、それは  $2a+x+c$  である。これら2つの RTS が衝突しない場合は、 $RTS_{C \to D}$  によって局 Z の話中区間がさらに長くなる。これが最大となるのは時刻  $a$  (時刻  $a$  直後) で  $RTS_{C \to D}$  が送信され、かつ時刻  $a+x$  直前 (時刻  $a+x$ ) で  $RTS_{E \to F}$  が送信される場合であり、それは  $3a+2x+c$  となる。また、時間  $[0, x]$  に RTS が送信されない確率は  $e^{-Gx}$  であり、時間  $(x, a]$  及び時間  $(a, a+x)$  に RTS が送信される確率はそれぞれ  $1 - e^{-G(a-x)}$  と  $1 - e^{-Gx}$  であるので、(4) の起こる確率は  $e^{-Gx}(1 - e^{-G(a-x)})(1 - e^{-Gx})$  である。以上のことより、(4) の話中区間の期待値の最小値  $\bar{B}_{4min}$  及び最大値  $\bar{B}_{4max}$  は

$$\begin{aligned}\bar{B}_{4min} &= (2a+x+c)e^{-Gx}(1 - e^{-G(a-x)})(1 - e^{-Gx}) \\ \bar{B}_{4max} &= (3a+2x+c)e^{-Gx}(1 - e^{-G(a-x)})(1 - e^{-Gx})\end{aligned}$$

となる。

(5) 時間  $[0, a+x]$  で RTS が送信されない場合

この場合の局 Z の話中期間が  $3a+x+c+d+1$  であることは容易に確かめられる。また、時間  $[0, a+x]$  に RTS が送信されない確率は  $e^{-G(a+x)}$  であるので、この (5) の話中区間の期待値  $\bar{B}_5$  は

$$\bar{B}_5 = (3a+x+c+d+1)e^{-G(a+x)}$$

である。

文献 [1] にあるように、チャンネルの平均利用効率、すなわちスループットは

$$S = \frac{\bar{U}}{\bar{B} + \bar{I}}$$

で与えられる。ここで、 $\bar{B}$  は話中区間の時間長の期待値であり、 $\bar{I}$  はアイドル区間の時間長の期待値である。アイドル区間は2つの連続した話中区間の間のインターバルとして定義される。 $\bar{U}$  は、送信が成功したデータパケットの時間長の平均値である。

(1) 及び (4) の話中区間が  $\bar{B}_{1min}$  及び  $\bar{B}_{4min}$  であり、かつ (2) の場合のデータパケットの送信が成功する場合はスループットの上限となる。文献 [1] と同様に  $\bar{I} = \frac{1}{G}$  とできると注意すると、このスループットの上限を表す式  $S_{a>x}^U$  は

$$S_{a>x}^U = \frac{e^{-Gx}(1 - e^{-G(a-x)})e^{-Gx} + e^{-G(a+x)}}{(\bar{B}_{1min} + \bar{B}_2 + \bar{B}_3 + \bar{B}_{4min} + \bar{B}_5) + \frac{1}{G}}$$

と書ける。

(1) 及び (4) の話中区間が  $\bar{B}_{1max}$  及び  $\bar{B}_{4max}$  であり、かつ (2) の場合のデータパケットの送信が失敗する場合はスループットの下限となる。これを表す式を  $S_{a>x}^L$  とすると上と同様にして

$$S_{a>x}^L = \frac{e^{-G(a+x)}}{(\bar{B}_{1max} + \bar{B}_2 + \bar{B}_3 + \bar{B}_{4max} + \bar{B}_5) + \frac{1}{G}}$$

と書ける。

次に  $a \leq x$  の場合について考察しよう。時間  $[0, a+x]$  を2つの時間  $[0, x]$  及び  $(x, a+x]$  に分け、これらの時間で2番目の RTS が送信される場合について次の3通りを考えればよい。

- (6) 時間  $[0, x]$  だけ番目の RTS が送信される場合、
- (7) 時間  $(x, a+x]$  だけ番目の RTS が送信される場合、
- (8) 時間  $[0, a+x]$  で RTS が送信されない場合。

以上のうち、(6) と (7) が局 A のデータ送信が失敗する場合であり、(8) はこの送信が成功する場合である。容易に確かめられるように、(6) 及び (8) の場合は上の (1) 及び (5) と全く同じ議論であり、(7) の場合は上の (3) の議論中の時間  $(a, a+x)$  を時間  $(x, a+x)$  と読み替え、さらにこれが起こる確率を  $e^{-Gx}(1 - e^{-Gx})$  と書き換えればよい。従って (7) の場合の話中区間を  $\bar{B}_7 = (2a+x+c)e^{-Gx}(1 - e^{-Gx})$  とすると、 $a > x$  の場合と同様な議論により、この場合のスループットの上限を表す式  $S_{a \leq x}^U$  及び下限を表す式  $S_{a \leq x}^L$  は次のように書ける。

$$S_{a \leq x}^U = \frac{e^{-G(a+x)}}{(\bar{B}_{1min} + \bar{B}_7 + \bar{B}_5) + \frac{1}{G}}$$

$$S_{a \leq x}^L = \frac{e^{-G(a+x)}}{(\bar{B}_{1max} + \bar{B}_7 + \bar{B}_5) + \frac{1}{G}}$$

#### 4 CSMA 方式との比較

CSMA のスループットの式

$$S_{CSMA} = \frac{Ge^{-Ga}}{G(1+2a) + e^{-Ga}}$$

が文献 [1] に与えられている。

正規化伝搬遅延時間として  $a = 0.01$  及び  $a = 0.1$ 、RTS 認識時間  $x$  として 0.005 及び 0.05 を取る。これらを組み合わせた4通りについて CSMA および前章で求めた MACA のスループットの上限及び下限について描いたスループット-トラフィック特性のグラフを図5から図8に示す。これらのグラフ中において、CSMA、MACA<sub>L</sub>、及び MACA<sub>U</sub> はそれぞれ CSMA、MACA の下限、MACA の上限のスループットを表す曲線である。

まず MACA の上限と下限のスループットの差は特に高トラフィック時において大きいことが分かるが、これは 3. の理論解析の (2) においてデータパケットの送信が成功する場合と成功しない場合の違いによるものが大きい。この (2) は  $[x, a]$  間で2番目の RTS が送信される場合であるから、 $a-x$  の値が大きいほどこの2番目の RTS と最初の RTS の衝突が起こりやすくなる。実際  $a-x$  の大きさが小さい順に並べると、図5では  $a-x = 0.005$ 、図8では  $a-x = 0.05$ 、図7では  $a-x = 0.095$  であり、上限と下限の曲線の開きもこの順に大きくなっていることが分かる。

図5 ( $a = 0.01, x = 0.005$ ) を見ると MACA の下限を表す曲線が CSMA のそれよりもほぼ上位にあることから、伝搬遅延時間と RTS 認識時間が共に小さい場合は MACA の性能

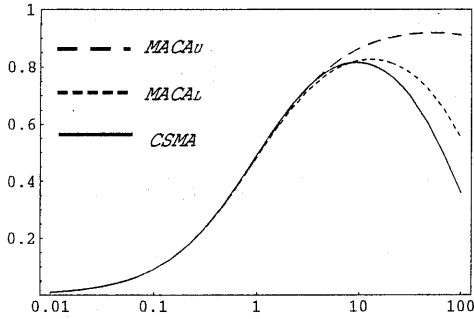


図 5:  $a = 0.01, x = 0.005$  の場合

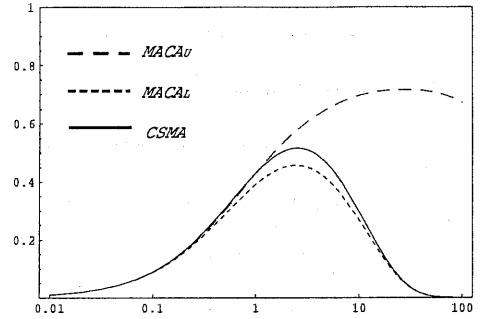


図 7:  $a = 0.1, x = 0.005$  の場合

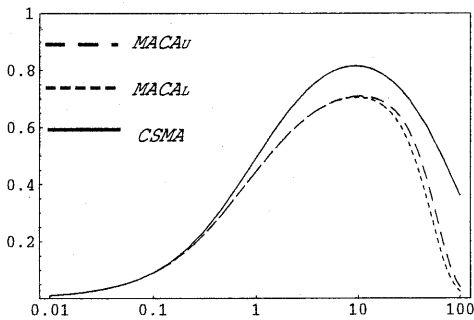


図 6:  $a = 0.01, x = 0.05$  の場合

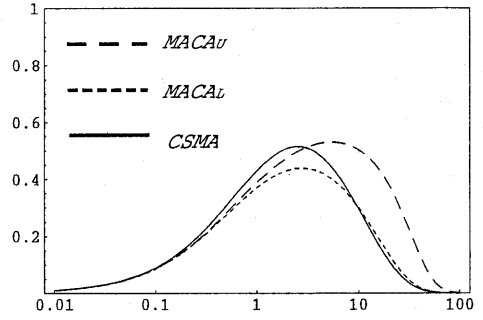


図 8:  $a = 0.1, x = 0.05$  の場合

は CSMA の性能よりも高いことが分かる。しかし、低トラフィック時にこれら 3 つの曲線はほぼ重なっていることを考えると、このような場合では実用的には CSMA と MACA との差異はないと言える。

図 6 ( $a = 0.01, x = 0.05$ ) を見ると、CSMA の曲線は図 5 と変わらないが、MACA の曲線は全体的に下がっていることが観察できる。これは、RTS 認識時間  $x$  は MACA だけに関係するパラメータだからである。この図より、伝搬遅延時間が小さく RTS 認識時間が大きい場合には、CSMA の性能が MACA の性能を上回ることが分かる。

図 7 ( $a = 0.1, x = 0.005$ ) では CSMA の曲線が MACA の上限と下限の曲線の間に入っている。また、上限の曲線とこれら 2 つの曲線を比べると、トラフィックが 10 以下の場合でもその差がかなりあることが分かる。このことから、伝搬遅延時間が大きく RTS 認識時間が短い場合においては、CSMA よりも低い性能になってしまう可能性はあるものの、MACA を採用した方が全体としては高いパフォーマンスが得られると思われる。

図 8 のように伝搬遅延時間と RTS 認識時間が共に大きい場合 ( $a = 0.1, x = 0.05$ ) は、低トラフィック時において CSMA の性能は MACA の性能の上限をも上回っており、この場合は CSMA の方が優位であると言える。

以上のことより、RTS 認識時間は MACA の性能を決める重要なパラメータであり、この値が十分小さいときには隠れ端末のない状況においても MACA は CSMA より高い性能をもつと言える。

謝辞 本稿中の式の導出を行うにあたり多くのご助言を頂い

た本学部数理科学科の菊政勲助教授、及びスループット性能のグラフを作成のためにご協力頂いた本学部 4 年の濱永彩加さんに感謝します。

## 参考文献

- [1] L. Kleinrock and F. A. Tobagi, "Packet switching in radio channels: Part I - Carrier sense multiple access modes and their throughput delay characteristics," *IEEE Trans. Commun.* Vol.COM-23, No.12, pp.1400-1416 (1975).
- [2] F. A. Tobagi and L. Kleinrock, "Packet switching in radio channels: Part II - The hidden terminal problem in carrier sense multiple-access and the busy-tone solution," *IEEE Trans. Commun.* Vol.COM-23, No.12, pp.1417-1433 (1975).
- [3] Karn, P.: MACA - A new channel access protocol for packet radio, *ARRL/CRRL Amateur Radio Ninth Computer Networking Conf.*, pp.134-140 (1990).
- [4] Bharghavan, V., Demers, A., Shenker, S., and Zhang, L.: MACAW: A media access protocol for wireless LANs, *Proc. SIGCOMM'94 Conf.*, ACM, pp.212-225 (1994).
- [5] *P802.11-Unapproved Draft: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Specifications*, IEEE, January (1996).