

MACA における伝搬遅延時間と RTS パケット認識時間の影響

松野 浩嗣[†] 石中 秀幸^{††} 重安 哲也^{†††}

Effect of Propagation Delay and RTS Packet Recognition Time on MACA

Hiroshi MATSUNO[†], Hideyuki ISHINAKA^{††}, and Tetsuya SHIGEYASU^{†††}

あらまし IEEE802.11 に採用されている隠れ端末の影響を軽減するためのオプションの原型となっているメディアアクセス制御 (MAC) プロトコルである MACA のスループット性能を解析的に導出する。これより MACA のスループット性能は本質的に伝搬遅延時間と RTS 認識時間に影響されることを示す。また、代表的なコンテンション方式の MAC プロトコルである CSMA と比較することにより、(1) RTS 認識時間が十分に小さければ、隠れ端末が存在しないネットワークでも MACA は CSMA と比べて優れた性能をもつ、(2) 比較的大きなデータパケットを送受信する場合に MACA は効果的に機能することを示す。

キーワード MACA, CSMA, スループット性能, 伝搬遅延時間, RTS 認識時間

1. ま え が き

現在広く使われている無線 LAN 仕様である IEEE802.11 [1] には、隠れ端末 [2] の影響を軽減するためのオプションが備えられている。このオプションは、1990 年に 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 (MAC プロトコル) である MACA (Mutiple Access with Collision Avoidance) [3] を基本にしている。

MACA では、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 という短い制御用パケットを送り、相手局は受信が可能な状態にあればこれに対する返事として CTS という短い制御用パケットを送り返す。これらの RTS と CTS にはデータパケットの長さの情報が含まれているため、これらを漏れ聞いた局はこのデータパケットの送信を妨害しない十分な時間待機することができる。

これまでに MACA の拡張型といえる多くのプロ

トコルが提案されている。MACAW [4] では、ACK, DS, RRTS の三つの短い制御用パケットを新たに導入することによってデータパケットの衝突を軽減させ、より高いスループット性能を得ることに成功している。MACA は送信データパケットをもつ局が相手局に対して RTS を送信するという送信局主導のプロトコルであるが、文献 [5] では、これとは逆の受信局主導のプロトコルを提案し、この優位性について述べている。他の受信局主導型プロトコルとして、MACA-BI がある [6]。文献 [7] で提案されているプロトコル MARCH では、RTS と CTS の制御パケットの送信を少なくしてパケットの衝突の機会を軽減することで、MACA よりも高いスループット性能が得られることを計算機シミュレーションによって示している。FAMA プロトコル [8], [9] では、パケット送信の前にチャネルの制御権をとることで衝突のないパケット送信を行うが、これを実現するために RTS と CTS の交換を用いている。CARMA [10] では、FAMA における RTS の衝突回数を更に減らすために tree-splitting アルゴリズムを導入し、より高いスループット性能を得ている。その他、RTS-CTS 交換の考え方によって、QoS 制御 [11] や、マルチキャスト [13] を実現したプロトコルが提案されている。

一方、MACA の性能を評価した報告もなされている。文献 [14] では、3 種類のルーチングプロトコルに対して CSMA, MACA, FAMA, IEEE802.11 の

[†] 山口大学理学部自然情報科学科, 山口市
Faculty of Science, Yamaguchi University, 1677-1 Yoshida,
Yamaguchi-shi, 753-8512 Japan

^{††} 横河電機株式会社, 武蔵野市
Yokogawa Electric Corporation, 2-9-32 Nakamachi,
Musashino-shi, 180-8750 Japan

^{†††} 広島国際大学社会環境科学部情報通信学科, 呉市
Department of Information Technology, Hiroshima International University, 5-1-1 Hiro-koshingai, Kure-shi, 737-0112 Japan

MAC プロトコルを組み合わせ、それらの相性を調べている。文献 [16] では、無線ネットワークのシミュレーションツールである GloMoSim を用いて、IEEE802.11, CSMA, MACA の性能比較を行っている。更に文献 [17] では、RTS-CTS 交換メカニズムの効果について、隠れ端末のある場合とない場合の 2 通りについて評価している。

以上に述べたように、MACA の拡張型の提案と評価や MACA の性能評価に関する研究がこれまでに多く行われている。この中で、Fullmer [8] らは MACA のスループット性能を解析的に導出し、CSMA など他の MAC プロトコルとの性能比較を行っている。しかし彼らの導出した式は、RTS 及び CTS パケットの時間が最大伝搬遅延時間の 2 倍以上という条件下のみで成り立つものである。また彼らの導出では、RTS 及び CTS パケットの時間長さ固定して議論を進めている。

本論文の目的も、MACA のスループット性能を解析的に導出することであるが、主に次の 3 点が Fullmer らのものとは異なる。

- (1) RTS パケット時間が最大伝搬遅延時間よりも短い場合の導出も行っていること、
- (2) ネットワーク中の端末の状態を正確に定義し、MACA のスループット性能の上限と下限を求めていること、
- (3) RTS 制御パケット時間長を変数として扱い、この長さが MACA のスループットに与える影響を調べていること。

本論文における解析も、Fullmer らと同様に、どの二つの端末をとってみてもお互いに見える関係にあるネットワーク、すなわち完全結合のネットワークで行っている。MACA は本来、隠れ端末の影響を少なくする目的で提案されたものであるが [3]、完全結合ネットワーク上で解析することで、MACA のパケット衝突回避の基本的アイデアである RTS, CTS パケット交換のパフォーマンスを調べることができる。

まず 2. において MACA の状態推移をまとめ、3. で MACA のスループット性能の上限式と下限式を導出する。これらの式を用いて、4. で MACA と CSMA と性能の比較を行う。

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 (図 1)。計

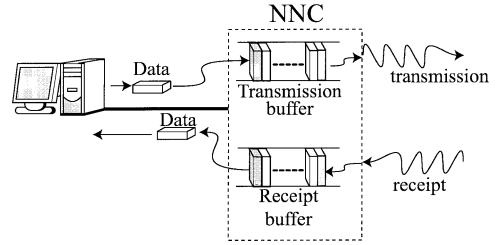


図 1 局の構成
Fig. 1 Configuration of stations.

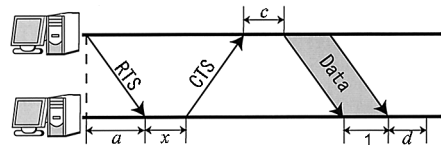


図 2 MACA におけるパケット交換メカニズム
Fig. 2 Packet exchange mechanism on MACA.

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。また本論文の目的は MACA のスループット性能式を導出することであるので、理想的な条件下で議論を行うため、局の送信と受信の切替時間は 0 と仮定する。

ある局へデータパケットの到着が完了してから、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。また、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。更に本論文では、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。

MACA におけるパケット交換メカニズムを図 2 に示す。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 (後に 3. で述べるように、本論文で設定したパケット衝突の前提条件では、CTS が目的とする端末に到着した後に他のパケットが衝突する状況は生じないため、CTS を認識する時間を一定時間 c として扱うことができることに注意)。

RTS または CTS がある局 S に到着した時点から、時間 x 以内に一つまたは複数の 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

表 1 MACA の状態推移表
Table 1 State transition of MACA.

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

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 後であるとする^(注1)。

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。
- CONTEND 送信バッファにデータが格納されているが、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 (xRTS と表現する) を漏れ聞いたときに入る状態。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 と表現する) 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。

表 1 に示されるように、QUIET1 と QUIET2 の待機時間は異なる。文献 [4] では、タイマの値を変えることで対応し、QUIET のみで表現しているが、本論文では上のように二つの状態 QUIET1 と QUIET2 を用いる。これは、以降の MACA のスループット性能式の導出の過程において、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

からである。

また、入力としては自局への RTS と CTS を認識した場合、及び xRTS と xCTS を漏れ聞いた場合の四つを考えればよい。データパケットを入力として考えていないことについては後述する。

ある局の状態が IDLE であるときに自局あての 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、その送信局へ返される CTS を妨害しないために QUIET1 に推移する。xCTS を認識した場合は、その送信局へ送られるデータパケットを妨害しないために QUIET2 に推移する。

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 内のタイマにランダムな値をセット (列 Timer Expire 列における (random)) し、直ちにこの値を減じ始め、タイマ値が 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 CONTEND 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、データパケットが送信中であることを表すために、便宜上設けた状態であり、データパケットの送信が終えると直ちに IDLE

(注1): RTS 認識時間は、RTS パケットが伝送される時間、この RTS パケットの判定処理に要する時間 (A)、更に CTS を返す場合はこれの生成時間 (B) の和である。しかし、この章で示されるとおり、MACA の状態推移は極めて単純なものであることから (A) と (B) の時間は、RTS 伝送時間に比べて極めて短いと考えられる。よって本論文の解析では、議論を簡単にするために、(A) と (B) の時間を 0 として扱っている。

に推移する。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 が衝突などの原因によって失われたと判断し、IDLE に推移する。

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、更にこれがコンピュータに転送されたとしよう。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 に推移する。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 パケットを相手局に送信しない。したがって、何らかの原因で時間 $2a+c+1+d$ 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 に推移する必要がある。このように、WFData から IDLE への状態推移は、データパケットの受信が成否にかか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 及び QUIET2 は表にあるように、タイムの初期値が異なる。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 へ推移する。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 へ推移する。これらの待機している間に他局への RTS 若しくは CTS が更に認識された場合はその時点から新たに QUIET1, QUIET2 にそれぞれ推移する。

3. スループット性能式の導出

お互いが送信するパケットを認識することができる無限個の局を考える。オフアードトラヒック G を、パケット時間長当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、単位時間当りに平均 G 回のポアソン分布に従うものとする。

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 を出したとしよう（議論を簡単にするために、このときの時刻を 0 とする）。

時刻 $a+x$ にはこの RTS は他のすべ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、すべ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 であるので、時刻 $a+x$

以降の状況は考える必要がない（時刻 $a+x$ に送信される CTS パケットに対して他のパケットの衝突は起こらないことに注意されたい）。

まず、 $a > x$ の場合について考える。時間 $[0, a+x]$ のうち、2 番目以降の RTS が送信される時間によってその他の端末の状態が変化するため、この時間 $[0, a+x]$ を $[0, x]$, $(x, a]$, $(a, a+x]$ の三つの場合に分ける^(注2)。これら各々の時間（または、その時間以降も RTS の送信が考えられる場合にはそれを含めた時間）に一つ以上の RTS が送信される場合と送信されない場合について考えればよい（ただし、 $(x, a]$ については、 $(a, a+x]$ に更なる RTS が送信される場合とされない場合によって、後述するように端末の状態が異なるため、それぞれ別の場合として考える）。よって、以下の 5 通りについての考慮を行えばよい。

- (1) 時間 $[0, x]$ で 2 番目の RTS が送信される場合、
 - (2) 時間 $(x, a]$ だけで 2 番目以降の RTS が送信される場合、
 - (3) 時間 $(a, a+x]$ で 2 番目の RTS が送信される場合、
 - (4) 時間 $(x, a]$ で 2 番目以降の RTS が送信され、かつ時間 $(a, a+x]$ でも 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の二つに分けることができる。

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

(注2): ある二つの実数 p, q に対し、 $[p, q] = \{x \mid p \leq x \leq q\}$, $(p, q) = \{x \mid p < x < q\}$ 。

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，送受信に直接かわらない局であり，無限個存在する．これらの局には上記でやり取りされたパケットはすべて到達することから，すべて同じ動作をする．これらの局の代表の局を 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 として)，上と同様に議論することができる．

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 3 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 $[a, a + x]$ 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 は衝突するため，これらのパケットは局 A では認識されず局 A の WFCTS 状態は変化しない．このようなパケットの衝突が受信局で起こる状況をコンフリクト (Conflict) と呼ぶ．

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．

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 からの一つだけであろうが， $\{C_i\}_{i \geq 1}$ 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，話中期間について考えよう．複数の RTS がある局で衝突したときに，これらの信号は物理的に判別できなくなる．すなわちこの局は一定時間ほど受信不能状態になるが，この時間は RTS 認識時間 x より長くなることはない．これは，2. で述べたように，RTS を認識するためには何らかの判定処理が必要となるためであり，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長くなると考えるのが自然だからである．

局 A が時刻 0 で RTS を送信すると同時に (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 がすべて局 A が RTS を送信すると同時に送信された場合は，時刻 x 以降に局 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．これに加え，前述の 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

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

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

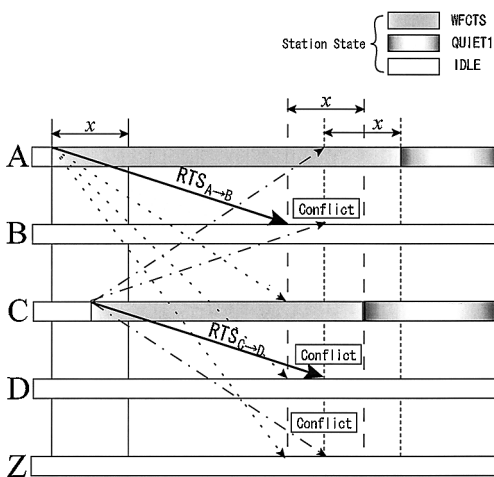


図 3 時間 $[0, x]$ で 2 番目の RTS が送信される場合
 Fig. 3 Second RTS sent in $[0, x]$.

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)。更に衝突回復時間中に RTS が複数衝突した場合には、これらのうちの最後の RTS が衝突した時刻より、更に R 時間後に衝突から回復すると考えることが適当である。RTS₁ の送信時刻と RTS₂ 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 4 は、RTS の衝突が四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。

衝突回復時間内での RTS の衝突が連続してたかだか $n \geq 1$ 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 $(1 - e^{-Gx})(1 - e^{-G(\bar{Y}_x + R - x)})(1 - e^{-G\bar{Y}_R})^{j-2} e^{-G\bar{Y}_R}$ 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 $(1 - e^{-Gx})(1 - e^{-G(\bar{Y}_x + R - x)})(1 - e^{-G\bar{Y}_R})^{n-2}$ と書けるので、(1) の場合の話中区間の期待値 \bar{B}_{1max} は

$$\begin{aligned} \bar{B}_{1max} = & \lim_{n \rightarrow \infty} \left\{ (\bar{Y}_x + R)(1 - e^{-Gx})e^{-G(\bar{Y}_x + R - x)} \right. \\ & + \sum_{i=2}^{n-1} \{ \bar{Y}_x + (i-1)\bar{Y}_R + R \} (1 - e^{-Gx}) \\ & \cdot \{ 1 - e^{-G(\bar{Y}_x + R - x)} \} (1 - e^{-G\bar{Y}_R})^{i-2} e^{-G\bar{Y}_R} \end{aligned}$$

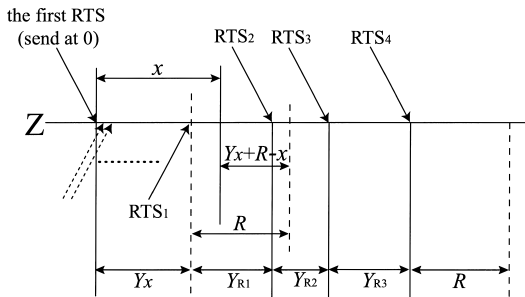


図 4 衝突回復時間における RTS の衝突が 4 回連続する場合
Fig. 4 RTSs successively collide four times in the collision recovery time.

$$\begin{aligned} & + \{ \bar{Y}_x + (n-1)\bar{Y}_R + R \} (1 - e^{-Gx}) \\ & \cdot \{ 1 - e^{-G(\bar{Y}_x + R - x)} \} (1 - e^{-G\bar{Y}_R})^{n-2} \} \end{aligned}$$

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 5 がこの場合のダイアグラムである。局 A はこの $RTS_{C \rightarrow D}$ 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 WFDData 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、更に状態を 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 $CTS_{B \rightarrow A}$

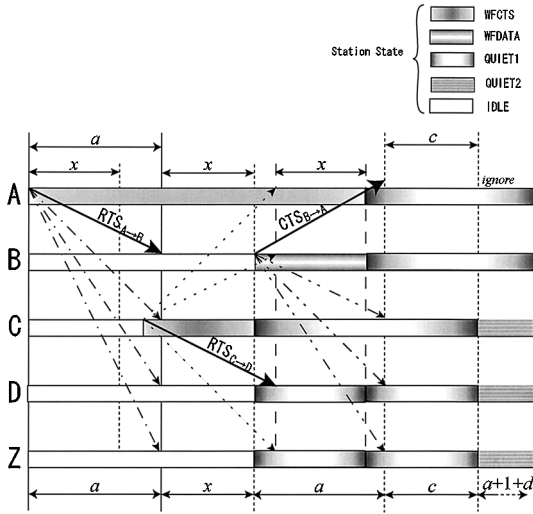


図 5 時間 $(x, a]$ で 2 番目の RTS が送信される場合
Fig. 5 Second RTS sent in $(x, a]$.

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 $\{D_i\}_{1 \leq i \leq k}$ に対して複数の RTS 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 になるので、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 $3a + x + c + d + 1$ となることがわかる。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、この場合 (これらの) RTS は必ず CTS と衝突するので、(2) で行ったような場合分けする必要はない。したがってこの時間で送信される RTS が $RTS_{C \rightarrow D}$ だけである場合のみを考える。

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 に推移する。局 B は $RTS_{A \rightarrow B}$ を認識し、 $CTS_{B \rightarrow A}$ を送信して WFData に推移する。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。更に $CTS_{B \rightarrow A}$ 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。したがって、(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 $RTS_{E \rightarrow F}$ 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に議論できるので、以下では時間 $(x, a]$ で送信される RTS が $RTS_{C \rightarrow D}$ の一つだけである場合について考えよう。この RTS は $CTS_{B \rightarrow A}$ と衝突することはないが、 $RTS_{E \rightarrow F}$ とは、もしこれの送信時刻との時間間隔が x 以下であれば衝突する。図 6 は $RTS_{C \rightarrow D}$ と $RTS_{E \rightarrow F}$ が衝突する場合であ

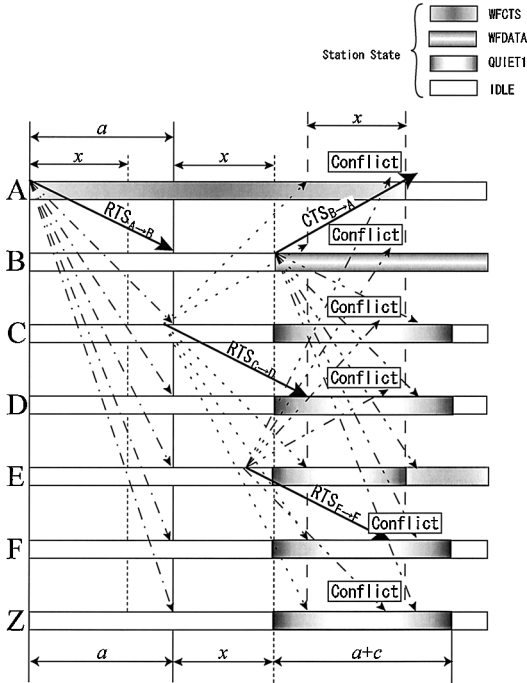


図 6 時間 $(x, a]$ と $(a, a+x]$ で RTS が送信される場合
Fig. 6 Two RTSs sent in $(x, a]$ and $(a, a+x]$.

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。これら二つの RTS が衝突しない場合は、 $RTS_{C \rightarrow D}$ によって局 Z の話中区間が更に長くなる。これが最大となるのは時刻 a (時刻 a 直後) で $RTS_{C \rightarrow D}$ が送信され、かつ時刻 $a+x$ 直前 (時刻 $a+x$) で $RTS_{E \rightarrow F}$ 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

$$\bar{B}_{4min} = (2a+x+c)e^{-Gx}(1 - e^{-G(a-x)})(1 - e^{-Gx})$$

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

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 [15] 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。アイドル区間は二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がスループットの上限となる。文献 [15] と同様に $\bar{I} = \frac{1}{G}$ とできることに注意すると、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が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 $[0, a+x]$ を二つの時間 $[0, x]$ 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, 更にこれが起こる確率を $e^{-Gx}(1-e^{-Ga})$ と書き換えればよい. したがって (7) の場合の話中区間を $\bar{B}_7 = (2a+x+c)e^{-Gx}(1-e^{-Ga})$ 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. MACA と CSMA 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 [15] 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 $x = 0.005$ 及び $x = 0.05$ をとる. これらを組み合わせた 4 通りについて CSMA 及び前章で求めた MACA のスループットの上限及び下限を描いたスループット-トラフィック特性のグラフを図 7 から図 10 に示す. これらのグラフ中において, CSMA, $MACA_L$, 及び $MACA_U$ はそれぞれ CSMA, $MACA$ の下限, $MACA$ の上限のスループットを表す.

まず, 図 7, 図 9, 図 10 を比べてみると, $MACA$ 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において大きいことがわかる. これは 3. の (2) におけるデータパケットの送信が成功するかどうかの影響しているものと考えられる. (2) は $(x, a]$ 間で 2 番目の RTS が送信される場合であり, $a-x$ の値が大

きくなるほど 2 番目の RTS と最初の RTS の衝突が起こる確率は高くなる. 実際 $a-x$ の長い順に並べると, 図 7 ($a-x = 0.005$), 図 10 ($a-x = 0.05$), 図 9 ($a-x = 0.095$) であり, 上限と下限の曲線の開

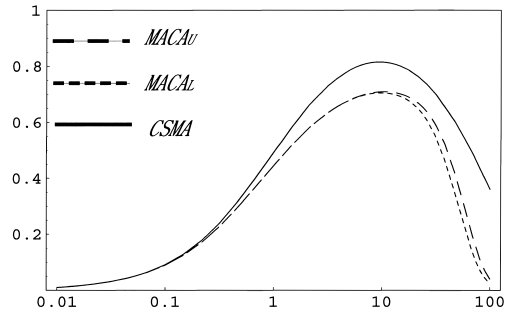


図 8 各プロトコルのスループット性能 ($a = 0.01$, $x = 0.05$)
Fig.8 Throughput performance of each protocols. ($a = 0.01$, $x = 0.05$)

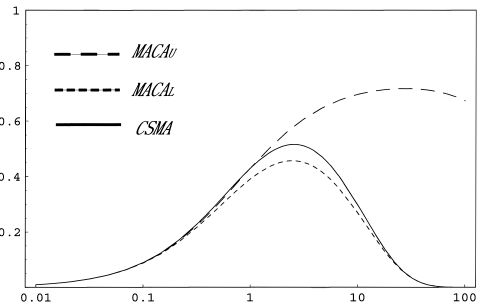


図 9 各プロトコルのスループット性能 ($a = 0.1$, $x = 0.005$)
Fig.9 Throughput performance of each protocols. ($a = 0.1$, $x = 0.005$)

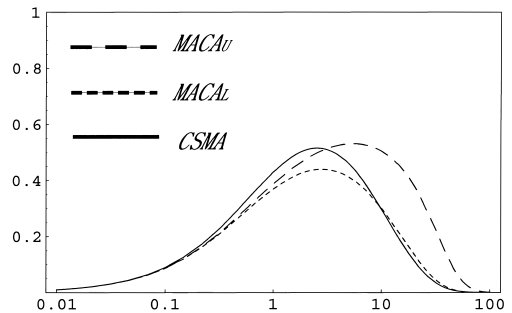


図 10 各プロトコルのスループット性能 ($a = 0.1$, $x = 0.05$)
Fig.10 Throughput performance of each protocols. ($a = 0.1$, $x = 0.05$)

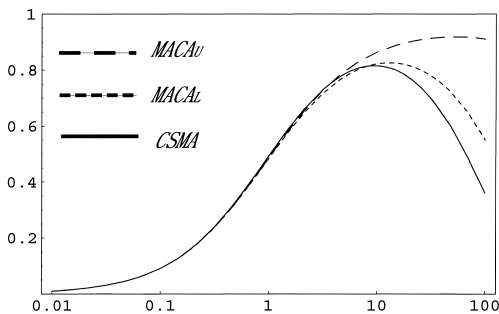


図 7 $a = 0.01$, $x = 0.005$
Fig.7 $a = 0.01$, $x = 0.005$.

きもこの順に大きくなっていることがわかる(図 8 は、 $a < x$ であるため、 $(a, x]$ の時間は存在しない。そのため $MACA_L$, $MACA_U$ の差は極めて小さくなっている)。

図 7 を見ると MACA の下限は CSMA よりほぼ上位にあることがわかる。しかし、逆に低トラヒック(トラヒック 1 以下)では、CSMA と MACA の差はないことから実用上差はないと考えられる。

図 8 では、CSMA は図 7 から変化がないのに対して MACA は CSMA よりスループット性能が低くなっている。これは、RTS 認識時間は MACA だけに関係するパラメータだからである。このことから、伝搬遅延時間が小さく、RTS 認識時間が大きな場合は CSMA は MACA よりも優れた性能をもつといえる。

図 9 では、CSMA は MACA の上限と下限の間に存在する。MACA の上限は高トラヒックでも高いスループットを維持しているが、MACA の下限と CSMA はともにトラヒック 10 以下で減少し始めている。これらから、伝搬遅延時間が大きく RTS 認識時間が小さい場合には、MACA は CSMA よりスループット性能が低くなる可能性もあるが、基本的には MACA は CSMA よりも優れたスループット性能をもつことがわかる。

図 10 からは、伝搬遅延時間と RTS 認識時間がともに大きな場合は、低トラヒックにおいて CSMA は MACA よりも優れた性能をもつことがわかる。

最後に図 7 と図 10 の二つの図に着目する。これらの伝搬遅延時間と RTS 認識時間の相対的な大きさは同じ ($a : x = 2 : 1$) であることから、両図はデータパケットの相対的な大きさが変化したものといえる(図 7 の方がデータパケットが大きい)。図 10 より、低トラヒックでは MACA は CSMA と比べてスループット性能は低い、図 7 では、MACA は CSMA よりも全体的にほぼ上位のスループット性能となる。以上のことより、MACA は比較的大きなデータパケットを送信する場合に効果があるといえる。これは、データパケットに対する RTS 認識時間の割合が相対的に小さくなるからであり、同様の事実は文献 [17] においても実験的に確かめられている。

5. む す び

本論文では、MACA のスループット性能式を解析的に導出した。

MACA と CSMA を比較することにより、MACA

のスループット性能は伝搬遅延時間と RTS 認識時間の影響を受けることがわかった。また、RTS 認識時間が十分に小さい場合は隠れ端末が存在しないネットワークにおいても、MACA は CSMA よりも優れたスループット性能をもつことを示した。更に、MACA は比較的大きなデータパケットを送信する場合に特に効果があることを示した。

4. で示した MACA と CSMA のスループット性能と同じ条件下でシミュレーション実験を既に行っており、図 7 から図 10 と同様な曲線が得られることを確認している。これについてはまた稿を改めて報告したい。

文 献

- [1] P802.11-Unapproved Draft: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Specifications, IEEE, Jan. 1996.
- [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 bus-tone solution," IEEE Trans. Commun., vol.COM-23, no.12, pp.1417-1433, 1975.
- [3] P. Karn, "MACA - A new channel access protocol for packet radio," ARRLS/CRRL Amateur Radio Ninth Computer Networking Conf., pp.134-140, 1990.
- [4] V. Bharghavan, A. Demers, S. Shenker, and L. Zhang, "MACAW: A media access protocol for wireless LAN's," Proc. ACM SIGCOMM '94, pp.212-225, 1994.
- [5] J.J. Garcia-Luna-Aceves and A. Tzamaloukas, "Reversing the collision-avoidance handshake in wireless networks," Proc. 5th Int. Conf. on Mobile Comput. and Net. (MOBICOM '99), pp.120-131, 1999.
- [6] F. Talucci, M. Gerla, and L. Fratta, "MACA-BI (MACA by invitation) - A receiver oriented access protocol for wireless multihop networks," The 8th IEEE Inter. Symp. on Personal and Mobile Radio Commun. (PIMRC '97), Helsinki, Finland, 1997.
- [7] C.-K. Toh, V. Vassiliou, G. Guichal, and C.-H. Shih, "MARCH: A medium access control protocol for multihop wireless ad hoc networks," IEEE Military Commun. Conf. (MILCOM), Los Angeles, 2000.
- [8] C.L. Fullmer and J.J. Garcia-Luna-Aceves, "Floor acquisition multiple access (FAMA) for packet radio networks," Proc. ACM SIGCOMM '95, pp.262-273, 1995.
- [9] C.L. Fullmer and J.J. Garcia-Luna-Aceves, "Solutions to hidden terminal problems in wireless networks," Proc. ACM SIGCOMM '97, pp.39-49, 1997.
- [10] R. Garc and J.J. Garcia-Luna-Aceves, "Floor acquisition multiple access with collision resolution," Proc. 2nd Int. Conf. on Mobile Comput. and Net. (MOBICOM '96), pp.187-197, 1996.

- [11] Y. Wang and B. Bensaou, "Priority based multiple access for service differentiation in wireless ad-hoc networks," Proc. 2nd Int. Workshop on Mobile and Wireless Commun. Net. (MWCN2000), LNCS 1818, pp.14-30, 2000.
 - [12] N. Jain, S.R. Das, and A. Nasipuri, "A multichannel CSMA MAC protocol with receiver-based channel selection for multihop wireless networks," IEEE Int. Conf. on Computer Commun. and Net. (ICCCN2001), Phoenix, AZ, Oct. 2001.
 - [13] M.-T. Sun, L. Huang, A. Arora, and T.-H. Lai, "Reliable MAC layer multicast in IEEE802.11 wireless networks," Int. Conf. on Parallel Processing (ICPP), Vancouver, 2002.
 - [14] E.M. Royer, S.-J. Lee, and C.E. Perkins, "The effects of MAC protocols on ad hoc network communication," IEEE Wireless Commun. and Net. Conf. 2000 (WCNC2000), Chicago, IL, 2000.
 - [15] 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.
 - [16] C.L. Barrett, M. Drozda, and M.V. Marathe, "A comparative experimental study of media access protocols for wireless radio networks," IEEE Wireless Commun. and Net. Conf. 2002 (WCNC2002), Orlando, FL, 2002.
 - [17] J. Weinmiller, H. Woesner, J.-P. Ebert, and A. Wolisz, "Analyzing the RTS/CTS mechanism in the DFWMAC media access protocol for wireless LANs," IFIP TC6 Workshop Personal Wireless Comm., Czech Rep., April 1995.
- (平成 14 年 11 月 13 日受付, 15 年 3 月 31 日再受付)



石中 秀幸

平 11 山口大・理・自然情報卒・平 13 同大大学院博士前期課程了。同年横河電機(株)入社。在学中,無線ネットワーク構築技術に関する研究に従事。情報処理学会員。



重安 哲也 (正員)

平 12 山口大・理・自然情報卒・平 14 同大大学院博士前期課程了。平 14~広島国際大・社会環境科学・助手。無線環境下における MAC プロトコルに関する研究に従事。情報処理学会員。



松野 浩嗣 (正員)

昭 57 山口大・工・電子卒。昭 59 同大大学院修士課程了。昭 59~62 山口短期大, 昭 62~平 6 大島商船高専勤務。平 7~山口大・理・助教授。計算機ネットワーク構築技術と生命のシステムの理解に関する研究に従事。理博。情報処理学会, IEEE 各

会員。