

ルートの独立性を考慮した マルチパスルーチングプロトコルの提案とその評価

上野 裕 介[†] 撫 中 達 司^{††}
小野 良 司^{††} 渡 辺 尚^{†††}

アドホックネットワークにおけるマルチパスルーチングプロトコルは、中継ノードの負荷分散を行うことで、データの到達率の向上、遅延時間の短縮などによるスループットの向上を目的としている。しかし、複数ルートを構築する際に他のルートとの依存性が高いルートを選択した場合、トポロジの変化により、それらのルートが同時に無効となる可能性が高くなる。そこで、本論文ではルートの独立性を表す「disjoint 性」を数値化して定義 (Node Association Factor; NAF 値) し、NAF 値を用いたルート選択によるルートメンテナンス方式を提案し、シミュレーションによる評価を行う。結果として、セッション数が増加した場合には、既存のマルチパスルーチングプロトコルとして知られている SMR に比べて、約 1.5 倍のスループットを得ることができることを確認した。

Disjoint Multipath Source Routing Protocol with Route Maintenance

YUSUKE UENO,[†] TATSUJI MUNAKA,^{††} RYOJI ONO^{††}
and TAKASHI WATANABE^{†††}

Multipath routing protocols in ad-hoc network aim at the improvement in the throughput which relies on the rate of data reachability and the delay time by performing load distribution to the mobile nodes. When a primary route is established and it has the high dependability with other routes, the primary and alternative route will become invalid simultaneously by change of topology. In this paper, we introduce “Node Association Factor” (NAF) which shows the independency of routes, and propose a route maintenance method which chooses the highly disjointed route as the alternative route at the time of a route error. As a result of the evaluation, the proposed protocol was able to obtain the about 1.5 times as many throughput as SMR that is a well-known multipath routing protocol when the number of sessions increase.

1. はじめに

近年、赤外線¹⁾、Bluetooth²⁾、無線 LAN³⁾ などの近距離無線通信が可能なモバイル端末が増加しており、他の利用者の携帯端末を中継端末として利用し、基地局を介することなく相互に通信を行うアドホックネットワークが注目されている。マルチパスルーチングプロトコルは、各端末への負荷の分散を考慮して複数ルートを構築するルーチングプロトコルである。複

数ルートを構築する際、特定の端末あるいはリンクに依存するルートを候補として選択した場合には、ある端末の移動により、確立した複数ルートが同時に無効となる可能性が高くなるため、ノードあるいはリンクに互いに依存しないマルチパスを確保することが重要となる。しかし、提案されているマルチパスルーチングプロトコル^{4),6)~11)}では、基本となるルート確立のプロセスにおいて、それぞれの目的に応じた改良を施しており、マルチパスルート構築方法を直接比較することは難しい。このため、本論文ではすでに提案されているマルチパスルーチングプロトコルにおけるルート構築方法の基本特性を抽出、分類し、それぞれにつき評価を行い、マルチパスルート構築の基本となるプロトコルを示す。

また、本論文では複数ルートを構築する際に、他のルートとの依存性が低いルートを選択するために、

[†] 静岡大学大学院情報学研究科
Faculty of Information, Graduate School of Information, Shizuoka University

^{††} 三菱電機株式会社情報技術総合研究所
Information R&D Center, Mitsubishi Electric Corporation

^{†††} 静岡大学情報学部
Faculty of Information, Shizuoka University

ルートの独立性を表す「disjoint 性」を数値化して定義 (Node Association Factor; NAF 値) し, NAF 値を用いたルート選択によるルートメンテナンス方式を提案, 評価する. 提案するルートメンテナンスにより, ルート間での独立性が高くなり, プライマリルートのエラーに依存して代替ルートが無効化する可能性が低くなる. この結果, ルート再構築のための制御メッセージのフラッディングを減らすことができ, スループットなどの性能低下を防ぐ効果があることが確認できた.

以下, まず 2 章では関連研究を記述し, 3 章で構築する複数ルートの選択指標である「disjoint 性」の検討を行い, 4 章でマルチパスルーチングプロトコルの基本特性を整理する. その結果をもとに 5 章でマルチパス構築のためのルート確立プロトコルの検討を行い, 6 章でシミュレーションによる評価結果を考察する. さらに 7 章では, 6 章の結果をもとに, disjoint 性を考慮したルート再構築を行うルートメンテナンス方法を提案し, 評価を行う. 最後に 8 章でまとめとする.

2. 関連研究

オンデマンド型のルーチングプロトコルとしてよく知られている DSR⁵⁾ では, ある送信元ノードが宛先ノードまでの新たなルートを確立する際, 送信元ノードはルートリクエスト (以後, RREQ) と呼ばれる制御メッセージをフラッディングする. この RREQ を受信したノードは, 受信した RREQ がすでに自ノードがフラッディングしたものであるかを RREQ のシーケンス番号を用いて確認し, 初めて受信したものであればフラッディングを行い, すでにフラッディングしたものであれば破棄する. 宛先ノードは, 最初に届いた RREQ について, それを転送したルートに対してルートリプライリクエスト (以後, RREP) を返す. 送信元ノードが, 宛先ノードまでのルートを含む RREP を受信した時点で, 送信元ノードから宛先ノードまでのルート (ソースルートと呼ぶ) が確立される. DSR では, RREP 発行の際の宛先ノードから送信元ノードへのルート構築においても, RREQ のフラッディングが行われ, 往路のルートの逆順 (リバースパスと呼ばれる) をそのまま使用しない. これは, 片方向リンクを考慮しているためである. しかし, RREQ の増大による性能低下を考えると, 復路についても RREQ をフラッディングすることのデメリットは大きい¹²⁾.

このような片方向リンクが存在するアドホックネットワークでは, 他にノードの増加によるルートの切断回数の増加が問題として知られている. この問題につ

いては, 安定なリンクを利用した切断されにくいルート構築方法が提案されている^{13),14)}.

本論文の提案するマルチパスルーチングの目的は, ノードとネットワークの負荷を考慮し, 制御メッセージのフラッディングを抑制することにより, データ転送効率 (到達率, 遅延時間) を向上させることである. 前述のように DSR では, 片方向リンクに対応するため, ルート構築時にそのつど, 送信元, 宛先ノードそれぞれで制御メッセージをフラッディングするため, 制御メッセージによるトラヒックの増大が問題となる. SMR⁴⁾ はルートの構築時にリバースパスを用いるが, ルートの信頼性を考慮し, シングルパスではなくマルチパスを確保するプロトコルである. しかし, 独立性の高いマルチパスルートを構築するために, RREQ のフラッディング条件を緩和してルート候補を多く得ようとするため, やはり制御メッセージのトラヒック増が問題となる.

3. Association Factor

マルチパスルーチングプロトコルにおける複数ルート構築時の指標として, 「disjoint 性」という概念が使用されている⁴⁾. 「disjoint 性」には「node-disjoint 性」と「link-disjoint 性」があり, 前者は 2 本のルートが中間ノードを共有していないことであり, 後者は 2 本のルートがリンクを共有していないことを意味する. node-disjoint 性は link-disjoint 性の十分条件であり, link-disjoint 性は node-disjoint 性の必要条件である. あるルートに対して disjoint 性が高いルートは, 互いに共有する中間ノード (リンク) が少なく, 一方のルートエラーの影響を抑制することが可能であるため, プライマリルートでエラーが発生したときにも代替ルートが有効である可能性が高い. 本論文では, disjoint 性を表現する指標として AF (Association Factor) を定義する. AF は 2 本のルートに対して定義され, 両ルート間で「何か」を共有している数である. ノードを共有している数は NAF (Node Association Factor) 値とする. たとえば, 完全に node-disjoint である 2 本のルートの NAF 値は 0 である. なお, NAF 値を計算する際, 送信元ノードと宛先ノードは 2 本のルートで必ず共有されるため対象としない.

全ノードの集合を N とし, 注目するノードを N_k とする. このとき, ノード N_k の順序集合であるルート R_i は次のように表すことができる.

$$R_i = (N_k, \leftrightarrow), \{N_k | N_k \in N, k \in \mathbf{Z}\} \quad (1)$$

ここで, \leftrightarrow は, 順序集合の各要素間にリンクが存在することを表す.

1 回のルート構築プロセスでルートの候補として保持されるルート数を n とし、その中から選ばれるルートの数を m とすると、 $n \geq m$ という関係が成り立ち、保持されるルート候補 R_i の集合 \mathbf{R} は次の式で表すことができる。

$$\mathbf{R} = \{R_1, \dots, R_i, \dots, R_n\} \quad (1 \leq i \leq n) \quad (2)$$

\mathbf{R} の中から選ばれるルートの集合 \mathbf{S} は次式となり、これらのルートを用いてデータ送信する。

$$\mathbf{S} = \{P_1, \dots, P_k, \dots, P_m\} \quad (1 \leq k \leq m) \quad (3)$$

ここで、2 つのルート (R_i, R_j) における NAF 値 $NAF(R_i, R_j)$ は次のように表せる (送信元ノードと宛先ノードは必ず共有されるため 2 をマイナスする)。

$$NAF(R_i, R_j) = |R_i \cap R_j| - 2 \quad (4)$$

最初に選択されるルートは最小ホップ数のルートであるとすると、1 本目のルート P_1 は以下となる。

$$P_1 = \{R_i \mid \text{Min}(|R_i|), \\ (1 \leq i \leq n, R_i \in \mathbf{R})\} \quad (5)$$

選択された 1 本以上のルートに対して、 \mathbf{R} の中で最小 NAF 値を持つ 2 本目以降のルート $P_i (2 < k \leq m)$ は以下となる。

$$P_k = \{R_i \mid \text{Min}\{\sum_{l=1}^{k-1} NAF(R_i, P_l)\}, \\ (1 \leq i \leq n - k, R_i \in \mathbf{R})\} \quad (6)$$

式 (5) と式 (6) より、選択ルート集合 \mathbf{S} を得ることができる。このように、node-disjoint 性を NAF 値で表すことで、ルート間の関連性を明確に表すことができるため、複数ルートの選択指標として、NAF 値を使用する。

4. マルチパスルーチングプロトコルの基本特性

アドホックルーチングプロトコルにおけるルート確立プロトコルは、大きく分けて、ルート構築フェーズとルートエラー時のルートメンテナンスフェーズから構成される。以下、それぞれのフェーズにおける分類条件を列挙する。

(1) ルート構築フェーズに関する分類条件

(a) データパケットの送信元ノードと宛先ノードにおける RREQ/RREP の処理条件

【条件 1】 宛先ノードが、あるシーケンス番号の Unique RREQ を受信したときに、それに対してただちに RREP を返信するか、あ

るいはその RREQ を一時保持した後、選択した RREQ に対して返信する。

【条件 2】 宛先ノードが、重複した RREQ を受信したときに、それに対してただちに RREP を返信するか、あるいはその RREQ を一時保持した後、選択した RREQ に対して返信する。

【条件 3】 送信元ノードが、Unique RREP を受信したとき、その RREP のルートを記録してただちにデータ送信を開始するか、あるいはその RREP を一時保持した後、選択したルートを用いてデータ送信を開始する。

(b) ノードが使用する RREQ の転送におけるカテゴリ分類条件

- (i) DSR と同様の転送条件
- (ii) DSR よりも緩い (より多くの RREQ を転送する) 転送条件
- (iii) DSR よりも厳しい (より少数の RREQ を転送する) 転送条件

(c) 使用するルート本数に関する分類条件

- (i) 既定の本数
- (ii) 制限なし

(2) ルートメンテナンスフェーズに関する分類条件

- (a) 構築した複数ルートのメンテナンスを行うか否か
- (b) エラーを発見したノードがローカルリカバリを行うか否か
- (c) ルートエラーリクエスト (以後、RERR) を送信元ノードへ通知するか否か

5. マルチパスルート構築のためのルート確立プロトコル

前章で列挙したすべての条件により生成される方式それぞれに対して詳細な検討を行うことは難しい。よって本論文では、まずは、ルート構築におけるカテゴリ分類条件 (上記 (1) の条件 1 から条件 3) についての検討を行う。まず、条件 1 と 2 においては、RREP を返信しない場合、受信した RREQ を一定数、または一定時間キャッシュして、既定数の RREP を返信する。また、条件 3 において、データ通信を開始しない場合、受信した RREP を一定数または、一定時間キャッシュして、既定数のルートを記録し、データ送信を開始する。以上の 3 条件により 8 つの方式 (表 1)

Unique RREQ シーケンス番号が重複していない RREQ のことを意味する。

Unique RREP とは、あるシーケンス番号の RREQ に対して返信された RREP の中で、送信元ノードが最初に受信した RREP のことである。

表 1 ルート構築方法による分類
Table 1 Categories of routing protocols.

	Unique RREQ	重複した RREQ	Unique RREP	方式名
方式 1	返信	返信	データ送信	MPR1
方式 2	返信	返信	キャッシュ	MPR2
方式 3	返信	キャッシュ	データ送信	MPR3
方式 4	返信	キャッシュ	キャッシュ	-
方式 5	キャッシュ	返信	データ送信	-
方式 6	キャッシュ	返信	キャッシュ	-
方式 7	キャッシュ	キャッシュ	データ送信	MPR4
方式 8	キャッシュ	キャッシュ	キャッシュ	-

を導出した．その他の項目として以下に示す条件を前提とする．

(1) ルート構築に関するカテゴリ分類条件

(b) RREQ の転送条件は DSR と同様の転送条件を使用する．

(c) 選択するルート数を 2 本，キャッシュするルート候補数を 30 本とする ($m = 2, n = 30$)．

(2) ルートメンテナンスに関するカテゴリ分類条件

(a) 構築したルートのメンテナンスは行わない．

(b) ローカルリカバリは行わない．

(c) RERR を送信元ノードへ通知する．

なお，以後で検討対象とするマルチパスルートプロトコルは，DSR のルート構築処理をベースとしているため，前提とする DSR の機能と，その採用の可否について，以下で説明を行う．

5.1 前提とするルート構築，ルートメンテナンス機能

(1) RREQ のフラッディングの条件は DSR と同様とする．

DSR では，ある送信元ノードが宛先ノードまでの新たなルートを確認する際，送信元ノードは RREQ をフラッディングする．RREQ を受信したノードは，受信した RREQ がすでに自ノードがフラッディングしたかどうかを RREQ のシーケンス番号を用いて確認し，初めて受信したものであればフラッディングを行い，すでに受信したものであれば破棄する．本論文では，DSR と同様の RREQ 破棄条件を採用する．

(2) RREQ へのキャッシュからの応答は行わない．

DSR では，RREQ に記載されたルートをルートキャッシュ内に保持しておき，新たに受信した RREQ の宛先ノードへのルートがキャッシュ内にあるとき

には，送信元に対してそのルートを用いて RREP を送信するというオプション機能がある．送信元がマルチパスを確保するためにはより多くの RREP を得ることが重要であることから，本論文ではこの機能は採用しない．

(3) フラッディングのホップ制限は設定しない．

DSR では，TTL (Time-To-Live) フィールドに RREQ のホップ制限値を指定するというオプション機能がある．RREQ を受信したノードは，TTL 値を 1 減らし，TTL 値が 0 以上の場合にのみ RREQ をフラッディングする．これは RREQ のフラッディングを抑制することを目的とした機能で，ルートを発見するまでホップ数制限値を徐々に増やしていくため，宛先ノード，あるいは，宛先ノードへのルートをキャッシュしているノードが，送信元ノードの近隣に多く存在する場合には有効な手段である．この機能を用いると，RREQ ごとに RREP を待つ時間が必要となり，ルート構築までの遅延時間が増大するため，本論文ではこの機能は採用しない．

(4) RERR を利用してキャッシュ内のルートを削除するが，それにとりなうルート再構築は行わない．

DSR では，RERR を受信したノードは，RERR 内に記載されたエラーノードを含むルートがキャッシュ内であれば削除する．その結果として，ある宛先ノードへのルートがすべて削除された場合には，ノードはルート発見のために RREQ を発行して，宛先ノードまでのルートを再構築する．このルート再構築により，ルート上の個々のノードが RREQ を発行することになり，制御メッセージによるトラヒック増につながるため，RERR 時の RREQ 発行についての制限が必要となる．本提案では一貫して制御メッセージの抑制を目的としているため，RERR によるキャッシュからのルートの削除は行うが，それにとりなう送信元以外によるルート再構築は行わない．

5.2 分類した 8 方式の考察

先の仮定により抽出した 8 つの方式につき，比較検

計算機シミュレーションにおいて，この値が大きいほど評価パラメータへの影響が少なくなった．30 は，その中でも最小の値である．

討を行う。

方式3では、宛先ノードは Unique RREQ を受信した場合、ただちに RREP を返信する。重複した RREQ を受信した場合、複数の RREQ をキャッシュした後に1つの RREQ を選択して RREP を返信する。送信元ノードは Unique RREP を受信するとただちにデータ送信を開始し、後から受信した RREP を代替ルートとして保持する。方式4では、宛先ノードの対処方法は方式3と同じであるが、RREP を受信した送信元ノードは、それらを一定時間、または一定数キャッシュし、2つの RREP を選択して、それらをルートとして記録しデータ送信を開始する。宛先ノードは2つの RREP に対してのみ返信するため、送信元ノードはその2つの RREP で示されるルートをプライマリルートと代替ルートとして記録する。このように方式3では、送信元ノードは Unique RREP の受信後、ただちにルートを記録し使用するのに対し、方式4は、送信元ノードは2つの RREP を受信するが、Unique RREP の受信後、一定時間キャッシュした後にこのルートを使用することになるため、方式4の送信元ノードでのキャッシュは有効な方法とはならない。

方式5と方式6では、宛先ノードは、Unique RREQ を受信するとそれをキャッシュし、重複した RREQ を受信するとただちに RREP を返信する。このように宛先ノードは、Unique RREQ だけをキャッシュすることになり、選択対象が1つだけのキャッシュは意味がない。

方式7では、宛先ノードは受信した Unique RREQ や重複した RREQ をキャッシュした後に、その中から RREQ を2つを選択し、それぞれに対して RREP を返信する。送信元ノードは Unique RREP を受信するとただちにそのルートでデータ通信を開始し、その後受信する RREP を代替ルートとして記録する。これに対して方式8では、宛先ノードの RREQ への対処は方式7と同じであるが、RREP を受信した送信元ノードはそれら2つの RREP をキャッシュし、一定時間後にルートを選択しデータ送信を開始する。宛先ノードが2つの RREP を選択して返信するにもかかわらず、送信元ノードはそれら2つの RREP を一定時間キャッシュした後に、プライマリルートと代替ルートとして使用することになる。よって、方式8のキャッシュには有効性がないため、方式8を検討対象から除外する。

結果として、検討対象とする方式1, 2, 3, 7をそれぞれ、MPR (Multi-Path Routing) 1, MPR2, MPR3,

表2 既存プロトコルのルート構築方法による分類

Table 2 Categories of existing routing protocols.

方式名	既存プロトコル
MPR1	MSR, AMR
MPR2	該当なし
MPR3	SMR, DSR-CALENDER, MDSR, OMR
MPR4	該当なし

MPR4 と呼び、以降の検討対象とする。

5.3 既存プロトコルの分類

MSR^(6),7), AMR⁽⁸⁾ は、宛先ノードが RREQ に対してただちに RREP を返信し、送信元ノードは Unique RREP を受信するとただちにデータ送信を開始するため、MPR1 に該当する。また、SMR, DSR-CALENDER⁽⁹⁾, MDSR⁽¹⁰⁾, OMR⁽¹¹⁾ は、宛先が Unique RREQ に対してはただちに RREP を返信し、重複 RREQ に対してはそれらをキャッシュした後に RREP を返信し、送信元が Unique RREP を受信するとただちにデータ送信を開始するため、MPR3 に該当する。なお、今回調査した既存プロトコルにおいては、MPR2, MPR4 に該当するものは存在しなかった(表2)。

6. マルチパスルート確立プロトコルの評価

前章で得た各方式 (MPR1, MPR2, MPR3, MPR4) のコンピュータシミュレーションによる評価を行う。なお、評価においては、IEEE802.11 を基本とした物理層と MAC 層を実装したイベント駆動型のシミュレータを開発し、このシミュレータ上にトランスポート層において MPR1 から MPR4 のルーティングプロトコルを設計し、実装している。

6.1 評価パラメータ

各方式の比較は、以下の評価パラメータを用いて行う。また、シミュレーションで仮定した条件を表3に示す。

(1) データパケット到達率 (%)

送信したデータパケット数に対する宛先ノードが受信したデータパケット数の割合

(2) 通信遅延 (秒)

送信されたデータパケットが宛先ノードで受信するまでにかかった時間の平均時間

(3) スループット (Kbps)

単位時間 (1 秒間) に、宛先ノードへ送信することができたデータ量

(4) プライマリ・代替独立性: IPA (Independence of Primary route and Alternative route) Rate

プライマリルートと代替ルートの NAF 値の平均値

表 3 評価条件
Table 3 Evaluation parameters.

parameter	設定値
端末数	50 台
空間	100 m × 100 m
端末の通信範囲	25 m
端末移動速度	3.6 km/h
移動モデル	ランダムウェイポイントモデル ¹⁷⁾
ポーズタイム	0 秒
MAC プロトコル	IEEE 802.11 (DCF)
RREQ 再送間隔	0.5 秒
転送速度	2 Mbps
データ発生率	4 packets/s
データサイズ	512 バイト
キャッシュ時間	0.025 秒
セッション数	10~40 セッション

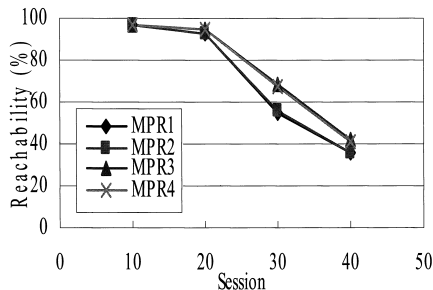


図 1 データパケット到達率 (%)
Fig. 1 Data reachability (%).

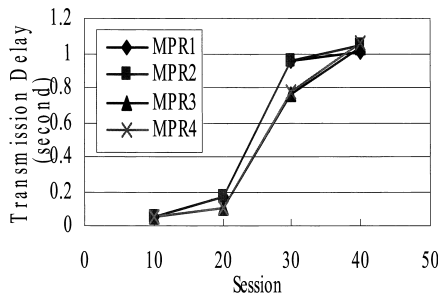


図 2 データパケット通信遅延 (ms)
Fig. 2 Transmission delay (ms).

6.2 データ到達率, 通信遅延, スループットの評価結果

図 1 と図 2 はセッション数に対するデータパケット到達率とその通信遅延を示している。MPR1, MPR2 よりも MPR3, MPR4 のほうが高い到達率を得ており, 通信遅延も小さい。また, 図 3 はセッション数に対するスループットの比較を示したものであるが, セッション数が増加した場合に, MPR3, MPR4 が良い結果を得ている。この理由として, ネットワーク中を転送される RREP による輻輳が考えられる。図 4

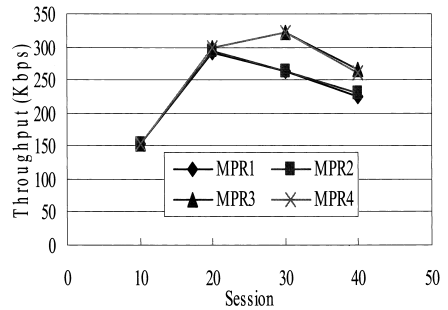


図 3 スループット (Kbps)
Fig. 3 Data throughput (Kbps).

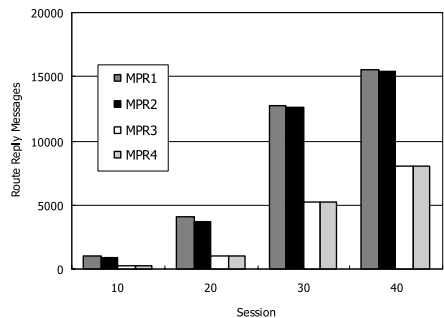


図 4 RREP 数
Fig. 4 The number of RREP messages.

は, セッション数の増加に対する RREP 数を示したものであるが, MPR1, MPR2 の RREP 数は MPR3, MPR4 の RREP 数の 2 倍以上になっていることが分かる。MPR1, MPR2 では, 送信元ノードは複数の RREP を受信してその中からルートを選択する。一方, MPR3, MPR4 では, 送信元ノードは, 宛先ノードが返信した一定数(構築ルート数と等しい)の RREP を受信し, これらをルートとして使用する。MPR1, MPR2 の場合には, より多くのルートを保持するために RREP が増加し, セッション数が多くなるにつれ, この制御メッセージによる輻輳がデータパケットの到達を阻害する結果となる。

文献 18), 19) によれば, 隠れ端末が存在する状況においては, 無線チャネルの 10~20% の負荷が発生する場合に, チャネルトラヒックの飽和が発生し, データ転送性能が著しく低下することが示されている。本シミュレーションの結果においては, セッション数が 30 の場合の制御メッセージ, データのトータル負荷が 18% を超えており, これ以上のセッション数では無線チャネルトラヒックの飽和により性能が低下している。なお, トラヒック飽和条件, ならびに詳細評価については, 付録にその内容を記載する。

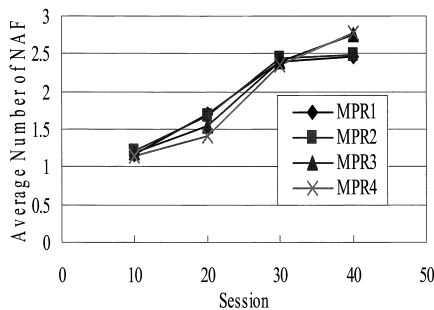


図5 プライマリ・代替ルートの独立性 NAF 値

Fig. 5 Independency among multipath routes shown by NAF value.

6.3 セッション数増加による性能低下についての NAF 値による考察

図5は、セッション数の変化をパラメータとしたときのプライマリルートと代替ルートの独立性 (NAF 値) の変化を示したものである。セッション数が少ない場合には、MPR3, MPR4 のほうがルート間の独立性が高いが (NAF 値が小さい)、セッション数の増加にともない、MPR3, MPR4 は、MPR1, MPR2 よりも独立性が低下する。また、4つの方式ともに、セッション数が30を超えると、プライマリルートと代替ルート間でのルートの独立性が低下している。ルート間の独立性が低下することにより、プライマリルートでエラーが発生した場合には、代替ルートも同時に利用できなくなる確率が高くなり、再構築が実行されることになるが、これは図6、図7に示す RERR 数、RREQ 数が、セッション数が30を超えると、それぞれ約5倍、約3倍に急増することで確認することができる。

NAF 値が大きいということは、プライマリルートと代替ルート間で共有するノード数が多いことを意味し、このため、互いのルートエラーの影響を受けやすい。プライマリルートにてリンクエラーが発生した場合、このエラーにともなう RERR が、代替ルートを構成する中継ノードへ送信され、この処理のためにデータ通信が阻害されることになる。また、RERR を受信した送信元ノードが、新たなルート確立のために RREQ をフラディングすることになり、代替ルートによって処理されるデータ通信をさらに阻害する原因となる。

6.4 ルート確立プロトコル評価のまとめ

ここまでの評価結果を順位付けし、表4にまとめた (表内の数値は順位)。結果として、MPR3 は、データパケット到達率、データパケット通信遅延、スループットにおいて、4つの方式の中で最も良い結果を示

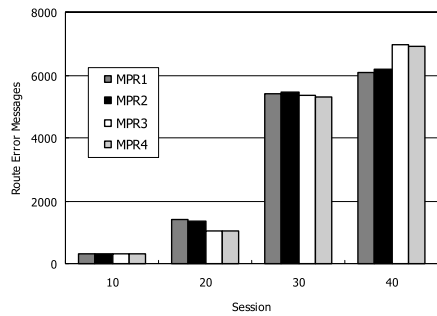


図6 発生 RERR 数

Fig. 6 The number of RERR messages.

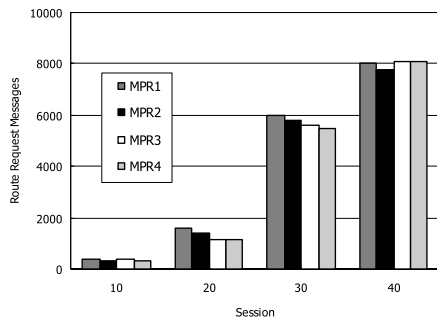


図7 発生 RREQ 数

Fig. 7 The number of RREQ messages.

表4 ルート確率プロトコル評価のまとめ

Table 4 Evaluation summary of multipath routing protocol.

	到達率	通信遅延	スループット	IPA Rate
MPR1	4	3	4	1
MPR2	3	4	3	2
MPR3	1	1	1	4
MPR4	1	2	2	3

した。しかし、セッション数が増加した場合に、ルートエラーの発生による RERR、それに続くルート再構築のための RREQ が増大し、データ到達率などに影響を及ぼすことが問題であることが分かった。このため、次章では、RERR, RREQ の発生を抑えるための、NAF 値を利用したルートメンテナンス方法について提案する。

7. ルートメンテナンスを行うルート確立プロトコル MPR3/RM の提案と評価

本章では、ルートエラー発生時のルートメンテナンスについて説明する。MPR3 に「構築したルートのメンテナンスを行う方式」を適用したものを MPR3/RM (Route Maintenance) と呼び、MPR3, ならびに MPR3 と同じカテゴリに分類される既存のプロトコルである SMR との比較を行う。

SMR は、DSR のルート構築方法を基本として、複数のルートを構築するプロトコルである。ただし、複数の disjoint なルートを選択するために、より多くの RREQ が宛先ノードへ到達することを目的として、各ノードでの RREQ の破棄条件を以下のように緩和している。各ノードは、以前にフラッディングした RREQ とシーケンス番号が重複する RREQ を受信したとき、それら重複する RREQ の前ホップのノード ID が異なり、かつ、受信した RREQ のほうがホップ数が小さいならば、RREQ をフラッディングする。DSR では、同じシーケンス番号を持つ RREQ は無条件に破棄される。

また、SMR では、宛先ノードで Unique RREQ を受信した場合、ただちに RREP を返信し、これがプライマリルートとして使用される。宛先ノードは、さらに Unique RREQ を受信後、一定時間内に到着したすべての RREQ をキャッシュに保持し、この中からプライマリルートと最も disjoint なルートを代替ルートとして選択し、そのルートに対して RREP を送信する。なお、複数の disjoint なルートが存在する場合には、ホップ数の小さいもの、RREQ が早く到着したものの、という条件により、代替ルートを選択する。

7.1 ルートメンテナンス方法

各ノードが管理するルート情報を、データパケット、あるいは、RREQ、RREP などの制御メッセージ内に含まれるルート情報を利用することにより更新する。

図 8 は、制御メッセージを利用したルート更新の例を示したものである。ノード I は宛先ノード S へのルート IHCS を保持していると仮定した状況で、ノード S が新たなルート構築のために RREQ をフラッディングすることを想定する。RREQ はノード S、ノード E、ノード H、ノード I、ノード D の順番で転送される。ノード I は、この RREQ を受信すると、そのメッセージに格納されているソースルート中に、ノード I の宛先ノード S が存在するかどうかを確認する。この例では、RREQ 中にノード S の ID が存在するため、ノード I からノード S までのルート IHES を抽出する。このとき、自身が保持しているルート IHCS と比較して、ホップ数が小さいか、あるいはホップ数が大きい場合には NAF 値が小さいときには、保持するルートを書き換える。これにより、送信元ノードだけでなく、メッセージなどを中継するノードもルートメンテナンスを行うことができ、保持する代替ルートを最新のものに更新することが可能となる。この結果、代替ルートの有効性が高まることにより、プライマリルートのエラーに依存して発生するルートエラーの発

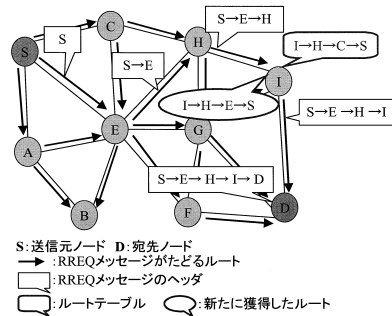


図 8 制御メッセージの転送によるルート獲得の例

Fig. 8 Example of route discovery by fludding of control messages.

生を抑え、ルート再構築のための RREQ のフラッディングの発生も抑えることが可能である。

7.2 マルチパスルートの独立性の評価

MPR3, MPR3/RM, SMR のルート構築、更新方法の違いは、以下の 3 点である。

(1) 各ノードにおける RREQ の転送条件

MPR3, MPR3/RM では、DSR と同じ条件で RREQ を破棄する。SMR では、以前に受信した RREQ と同じシーケンス番号を持つ RREQ でも、それをフラッディングしたノードが異なり、かつ、送信元からのホップ数が小さい場合には、その RREQ を破棄せずフラッディングする。このため、SMR のほうが RREQ のフラッディング条件が緩いことになる。

(2) 各ノードにおけるルートキャッシュの更新

MPR3, SMR ではルートキャッシュの更新を行わない。MPR3/RM は、データパケット、RREQ、RREP により収集した情報をもとに、ルートキャッシュの更新を行う。

(3) RERR 発生時の送信元によるルート再発見の処理

MPR3, MPR3/RM では、プライマリルート、代替ルートの両方のルートが使用できなくなった時点で、ルートの再発見を行う。SMR では、2本のルートのうち、いずれか 1本のルートが利用できなくなった時点でルートの再発見を行うか、両方のルートが利用できなくなった時点で行うかを選択することが可能である。

上記のように、ルート構築方法に関わる MPR3, MPR3/RM, SMR の違いは条件 (1) だけである。

このような条件のもと、セッション数の変化にともなう、ルート構築時のルートの独立性を示した結果を図 9 に示す。SMR では、より node-disjoint なルー

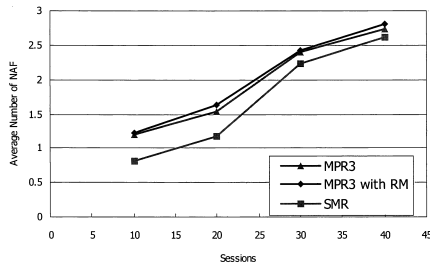


図 9 ルートの独立性 (NAF 値)

Fig. 9 Independency of primary and alternative root (NAF value).

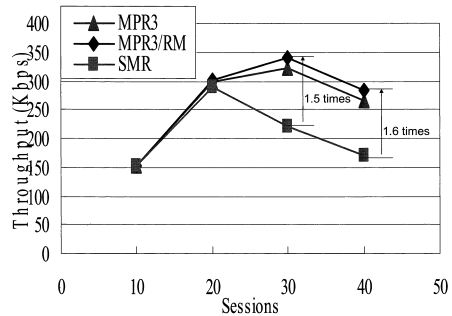


図 12 スループット (Kbps)

Fig. 12 Data throughput (Kbps).

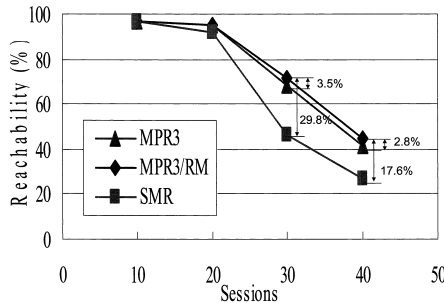


図 10 データパケット到達率 (%)

Fig. 10 Data reachability (%).

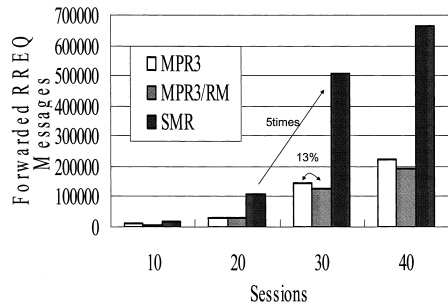


図 13 RREQ 転送回数

Fig. 13 The number of transmitted RREQ.

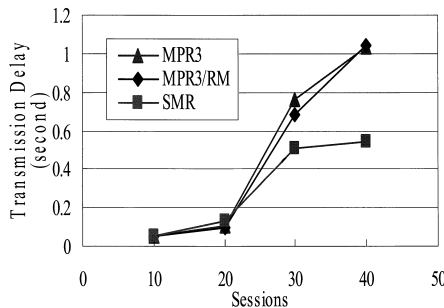


図 11 データパケット通信遅延 (ms)

Fig. 11 Transmission delay (ms).

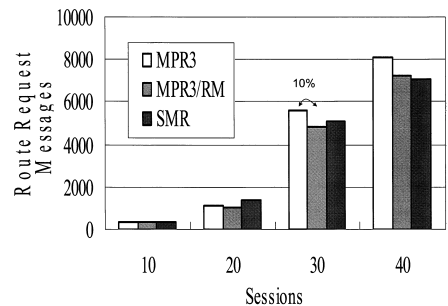


図 14 RREQ 生成数

Fig. 14 The number of generated RREQ.

ト (NAF 値がより小さいルート) を多く獲得するために、DSR の転送条件よりも緩い転送条件を使用するため、MPR3、MPR3/RM に比べて、より独立性の高いルートを確保できることが確認できる。

7.3 MPR3, MPR3/RM, SMR の評価結果と考察

図 10, 図 11, 図 12 はそれぞれ、セッション数に対するデータパケット到達率、データパケット通信遅延、スループットを示している。MPR3/RM は、ルートメンテナンスを行うことにより、セッション数が増加した場合には、MPR3 に比べて性能の改善が見られる (データ到達率で 3.5% 程度、スループットでは約 1.5 倍)。これは、図 13 に示す RREQ 転送回数

の削減による効果 (MPR3 に比べ約 13% 削減) によるものである。また、セッション数が 30 を超えると、SMR の性能が急激に低下する。これは、RREQ の転送回数が急激に増加していることがその原因である。

図 14 は、生成した RREQ 数を示したものであるが、RREQ の転送回数に比べ、3 つの方式間での差があまりなく、各ノードの RREQ の破棄条件の違いにより、RREQ の転送回数に大きな差が生じることが確認できる。また、セッション数が増加するほど、SMR の RREQ 転送回数と、その他 2 方式の RREQ 転送回数との差が急激に大きくなっている。SMR は、

できるだけ多くのルート構築を行うために、DSR の RREQ 転送条件をさらに緩くしているために、MPR3、MPR3/RM に比べて多くの RREQ を転送する。これがネットワーク輻輳を発生させる要因となり、多セッション時におけるデータパケット到達率や通信遅延において、他の方式と比べて悪い結果となっている。

なお、セッション数が 30 から 40 に変化した場合にも、SMR のデータパケット通信遅延がそれほど悪化していない。これは、ネットワークの輻輳により、ホップ数の長い宛先ノードへのデータパケットが到達しないため、比較的近い宛先ノードへの送信だけにより遅延時間の平均値が算出されたことが理由である。これは、SMR3 と SMR3/RM の場合にも、同様の理由である。

7.4 ルートメンテナンス方法評価のまとめ

RREQ の生成数 (図 13) や、セッション数に対する RREP 生成数 (図 14) から分かるように、特に多セッション時に、MPR3/RM が MPR3 よりも制御メッセージ数が少ない。MPR3 と MPR3/RM の RREQ 転送条件は同一であるため、RREQ の転送回数は RREQ 発生数に比例する。RREQ 発生数の差は、ルートエラー時のルート再構築の頻度を示しており、MPR3/RM のルートメンテナンス方法により、制御メッセージ数を減らすことの結果が確認できる。

SMR は、MPR3 や MPR3/RM に比べてプライマリルート・代替ルート間の独立性が高い。しかし、データ到達率、データ転送遅延については、MPR3、MPR3/RM に比べて良い結果が得られていない。これは、単にルートの独立性の高いマルチパスルートを確保するだけでは、データ転送性能の向上を達成することはできず、独立性の高いルートの確保に加え、制御メッセージのトラフィック抑制が重要であることを示している。また、MPR3/RM が MPR3 に比べデータ転送性能が向上するが、これは、ルートメンテナンスを行うことにより、独立性の高いルートを保持することで、ルートの再構築を回避し、RREQ、RREP を抑制していることによる効果が見られたものと考えられる。

8. おわりに

本論文では、マルチパスルーチングプロトコルでのルート構築フェーズにおける基本特性に着目し分類した結果をもとに、4 つの方式 (MPR1 ~ MPR4) を抽出し、その評価を行った。その結果、セッション数が増加した場合に、ルートエラー時のリカバリのための制御メッセージである RERR と、その RERR に続

いて処理されるルート再構築のための RREQ の増大が、データ通信のスループットを阻害する理由の 1 つであることを明らかとした。また、この結果に基づき、ルートメンテナンスにおけるルート選択を、ルート間の独立性を表す NAF 値を用いて行うことにより、プライマリルートのエラーが代替ルートに影響を及ぼす可能性を少なくし、セッションが増加した際にも効率的なデータ転送を可能とするメンテナンス方式を提案し、その効果があることを確認した。

SMR は独立性の高いルート構築が可能であるが、一方、そのルートを構築するために RREQ をフラッディングするために、構築したルートにおけるデータ転送を阻害してしまう。このため、単にルート構築時に独立性の高いルートを確保するだけでは、データパケット転送率、データパケット遅延時間などのデータ転送効率を向上させることはできず、ルート構築、メンテナンスのための RREQ、RREP などの制御メッセージの抑制が効果的であるという結果を得た。

なお、本論文では、DSR を基本として考察を行ったが、AODV²⁰⁾ についても同様の考察を行う予定である。

参考文献

- 1) Welcome to IrDA. <http://www.irda.org/>
- 2) <http://www.bluetooth.com/>
- 3) 802.11 ANSI/IEEE Std. 802.11, Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications (1999).
- 4) Lee, S.J. and Gerla, M.: Split Multipath Routing with Maximally Disjoint Paths in Ad hoc Networks, *ICC*, pp.3201–3205 (June 2001).
- 5) Johnson, D.B., Maltz, D.A., Hu, A.Y. and Jetcheva, J.G.: The Dynamic Source Routing Protocol for Mobile Ad Hoc Networks, Internet Draft, draft-ietf-manet-dsr-09.txt (Apr. 2003).
- 6) Wang, L., Shu, Y., Dong, M., Yang, O.W.W. and Zhang, L.: Adaptive Multipath Source Routing in Ad Hoc Networks, *Proc. IEEE ICC 2001*, pp.867–871 (June 2001).
- 7) Zhang, L., Zhao, Z., Shu, Y., Wang, L. and Yang, O.W.W.: Load Balancing of Multipath Source Routing in Ad Hoc Networks, *ICC 2002*, New York, USA (Apr. 2002).
- 8) Das, S.K., Mukherjee, A., Bandyopadhyay, S., Paul, K. and Saha, D.: Improving Quality-of-Service in Ad hoc Wireless Networks with Adaptive Multi-path Routing, *GLOBECOM 2000*, San Francisco, CA, USA (Nov. 2000).
- 9) Chen, W.P. and Hou, J.C.: Dynamic, Ad-hoc Source Routing with Connection-Aware Link-

- State Exchange and Differentiation, *GLOBE-COM 2002*, Taipei, Taiwan, R.O.C. (Nov. 2002).
- 10) Nasipuri, A. and Das, S.R.: On-Demand Multipath Routing for Mobile Ad Hoc Networks, *Proc. 8th Annual IEEE International Conference on Computer Communications and Networks (ICCCN)*, Boston, MA, pp.64-70 (Oct. 1999).
- 11) Wu, K. and Harms, J.: On-Demand Multipath Routing for Mobile Ad Hoc Networks, *Proc. European Personal and Mobile Communications Conference (EPMCC)*, Vienna, Austria, Paper 21.1 (Feb. 2001).
- 12) 撫中達司, 大庭真功, 奥田隆弘, 渡辺 尚: 高負荷アドホックネットワークにおけるノードの負荷を考慮したルート確立プロトコルの提案とその評価, *電子情報通信学会論文誌*, Vol.J86-B, No.3, pp.322-332 (2003).
- 13) 今井尚樹, 中川智尋, 森川博之, 青山友紀: 片方向リンクが存在するアドホックネットワークにおける安定ルート構築機構, *電子情報通信学会論文誌*, Vol.J85-B, No.12, pp.2097-2107 (2002).
- 14) 西澤正稔, 萩野浩明, 原 隆浩, 塚本昌彦, 西尾章治郎: アドホックネットワークにおける片方向リンクを考慮したルーティング方式, *情報処理学会論文誌*, Vol.41, No.3, pp.783-791 (2000).
- 15) Johnson, D.B. and Maltz, D.: Dynamic Source Routing in ad-hoc wireless networks, *ACM SIGCOMM* (1996).
- 16) 上野裕介, 撫中達司, 渡辺 尚: 複数ルートを持つアドホックルーチングプロトコルの基礎検討, *マルチメディア, 分散, 協調とモバイル (DICOMO 2003) シンポジウム*, pp.705-708 (2003).
- 17) Broch, J., Maltz, D.A., Johnson, D.B., Hu, Y.-C. and Jetcheva, J.G.: A Performance Comparison of Multi-Hop Wireless Ad Hoc Network Routing Protocols, *MobiCom'98*, pp.85-97 (Oct. 1998).
- 18) Rahman, S.: Throughput Analysis of IEEE 802.11 Distributed Coordination Function in Presence of Hidden Stations. <http://www.stanford.edu/class/ee384y/projects/download03/shahriar2.pdf>
- 19) Bianchi, G.: Performance Analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function, *IEEE Journal on Selected Area in Comm.*, Vol.18, No.3, pp.535-547 (2000).
- 20) Perkins, C. and Royer, E.: Ad hoc On-Demand Distance Vector Routing, *Proc. MIL-COM97* (1997).

付 録

A.1 データ転送性能劣化をもたらす無線チャネルトラヒックの飽和についての評価

セッション数が 20 から 30 に増加する際, RREQ/RREP/RERR およびデータパケットによって, 無線チャネルトラヒック上で飽和が生じ, データ転送性能が劣化することについて, 以下に説明を行う.

A.1.1 シミュレーション環境での通信半径内トラヒックの算出

ノードが完全にランダムに配置されていると仮定するとき, 一辺 l [m] のシミュレーション領域全体で発生するトラヒックの総量の平均値を T [bytes/sec] とすると, 領域のうち通信半径 r [m] の円で囲まれる任意の領域中でのトラヒックの平均値 T^r [bytes/sec] は

$$T^r = T \frac{\pi r^2}{l^2} \quad (7)$$

で表される. ここで

T_{dat} : 領域全体における, データの送信・転送によるトラヒックの平均値 [bytes/sec]

T_{req} : 同, RREQ の送信・転送によるトラヒックの平均値 [bytes/sec]

T_{rep} : 同, RREP の送信・転送によるトラヒックの平均値 [bytes/sec]

T_{err} : 同, RERR の送信・転送によるトラヒックの平均値 [bytes/sec]

とすれば

$$T = T_{dat} + T_{req} + T_{rep} + T_{err} \quad (8)$$

である. T_{dat} , T_{req} , T_{rep} , T_{err} はそれぞれ

$$T_{dat} = p_{dat} S_{dat} \bar{n}_h n_s \quad (9)$$

$$T_{req} = p_{req} \bar{S}_{req} N \quad (10)$$

$$T_{rep} = p_{rep} \bar{S}_{rep} \bar{n}_h \quad (11)$$

$$T_{err} = p_{err} \bar{S}_{err} \bar{n}_h \quad (12)$$

(セッションあたりのデータ発生率 p_{dat} [pkts/sec], データサイズ S_{dat} [bytes], 領域全体での Rx (x は, それぞれ REQ, REP, ERR のいずれかである) の発生率 p_x [pkts/sec], Rx の平均サイズ \bar{S}_x [bytes], ノード数 N , 平均ホップ数 \bar{n}_h , セッション数 n_s)

で表されるとすれば, T^r は

$$T^r = \frac{\pi r^2}{l^2} \{ \bar{n}_h (p_{dat} S_{dat} n_s + p_{rep} \bar{S}_{rep} + p_{err} \bar{S}_{err}) + p_{req} \bar{S}_{req} N \} \quad (13)$$

である. これに, 表 5 に示すパラメータと, 表 6 に示すシミュレーション結果を代入すると

表 5 パラメータ
Table 5 Parameters.

パラメータ	設定値
S_{dat}	512
\bar{S}_{req}	$26 + 4 \bar{n}_h$
\bar{S}_{rep}	$25 + 4 \bar{n}_h$
\bar{S}_{err}	$29 + 4 \bar{n}_h$
p_{dat}	4
n_s	10, 20, 30, 40
N	50
l	100
r	25

表 6 シミュレーション結果
Table 6 Simulation results.

測定値	$n_s = 10$	$n_s = 20$	$n_s = 30$	$n_s = 40$
p_{req}	1.18	3.74	18.6	27.0
p_{rep}	1.04	3.23	17.5	26.7
p_{err}	1.06	3.43	17.9	23.2
\bar{n}_h	3.1			

$$T^r = \begin{cases} 1.30 \times 10^4 & (n_s = 10) \\ 2.65 \times 10^4 & (n_s = 20) \\ 4.53 \times 10^4 & (n_s = 30) \\ 6.12 \times 10^4 & (n_s = 40) \end{cases} \quad (14)$$

が得られる．

A.1.2 シミュレーション環境でのチャンネル負荷の算出

チャンネル上の負荷 L を，帯域幅 T_{max} [bytes/sec] を使って

$$L = \frac{T^r}{T_{max}} \quad (15)$$

で表すとす．先頭で述べた見込みが正しいなら，シミュレーション結果に従えば，飽和は $n_s = 20$ では発生せず， $n_s = 30$ では発生していることになる．すなわち，飽和が発生する負荷を L_{th} とすると

$$L < L_{th} \quad (n_s = 20) \quad (16)$$

$$L > L_{th} \quad (n_s = 30) \quad (17)$$

である．シミュレーションは DSSS (2 Mbps) で実施したことから ($T_{max} = 2.50 \times 10^5$ [bytes/sec])

$$L = \begin{cases} 0.106 & (n_s = 20) \\ 0.181 & (n_s = 30) \end{cases} \quad (18)$$

すなわち

$$0.106 < L_{th} < 0.181 \quad (19)$$

となる．

A.1.3 飽和スループット理論値

文献 18), 19) によれば，隠れ端末が存在する状況

では，おおむね

$$L_{th} = 0.1 \sim 0.2 \quad (20)$$

である．

A.1.4 結 論

式 (19) の計算結果は，式 (20) の理論値とおおむね合致している．したがってシミュレーション時に，20～30 セッションの間に伝達遅延などの性能が著しく劣化しているのは，RREQ などの制御メッセージの増加によりチャンネルトラヒックの飽和が発生していることが原因としてあげられる．

(平成 16 年 4 月 1 日受付)

(平成 16 年 10 月 4 日採録)



上野 裕介

平成 14 年静岡大学情報学部情報科学科卒業．平成 16 年同大学院情報学部情報学科修了．現在，デンソーテクノ株式会社に勤務中．ITS，モバイルコンピューティングに興味を持つ．電子情報通信学会会員．



撫中 達司 (正会員)

昭和 61 年東京電機大学大学院理工学研究科修了．同年三菱電機 (株) 入社．以来，OS/ネットワークの開発に従事．近年は，モバイルネットワークセキュリティに関する研究・開発に従事．博士 (工学)．IEEE 会員．



小野 良司

平成 7 年東北大学大学院情報科学研究科博士前期課程修了．平成 8 年三菱電機 (株) 入社．以来，モバイルエージェントシステム，分散データ同期，ワイヤレスネットワークおよびそのセキュリティに関する研究・開発に従事．電子情報通信学会会員．



渡辺 尚（正会員）

昭和 57 年大阪大学工学部通信工
学科卒業．昭和 59 年同大学院博士
前期課程修了．昭和 62 年同博士後
期課程修了．同年徳島大学工学部情
報工学科助手．平成 2 年静岡大学工
学部情報知識工学科助教授，現在，同大学情報学部情
報科学科教授，平成 7 年文部省在外研究員（カリフォ
ルニア大学アーバイン校）．工学博士．計算機ネット
ワーク，分散システムに関する研究に従事．近年は，
アドホックネットワーク，センサネットワークのメディ
アアクセス制御，ルーティングに関して研究．平成 9
年情報処理学会モバイルコンピューティング研究会幹
事．訳書『計算機設計技法』『802.11 無線ネットワ
ーク管理』等．電子情報通信学会，IEEE 各会員．
