

経路の切断を回避するアドホックルーティング プロトコルの提案とその性能評価

田内 雅之[†] 井手口 哲夫[†]
奥田 隆史[†] 田 学 軍[†]

モバイルアドホックネットワークにおける、技術的な課題の1つにルーティングプロトコルがある。これは各ノードの移動によりネットワークポロジが動的であるため、頻繁に宛先経路が変更されるからである。プロトコルの分類の1つに、通信要求が発生したときのみ宛先経路を構築するリアクティブ型がある。しかし、このリアクティブ型において経路が切断すると再び構築をする必要があるにもかかわらず、現状のほとんどのリアクティブ型プロトコルは経路切断後に新しい経路の再構築を行っている。そこで本論文では、通信中の経路上にあるノードが経路の切断危険性を判定し、切断前に再構築を行うことで切断を回避する手法を提案する。そして、代表的なプロトコルである AODV (Ad-hoc On-demand Distance Vector routing protocol) にこの手法を追加・改良し、計算機シミュレーションに加えてノート PC に実装した実環境での実測結果により提案方式の性能評価を行い、本提案の有効性を示す。

Proposal of Ad-hoc Routing Protocol Avoiding Route Breaks and Its Evaluation

MASAYUKI TAUCHI,[†] TETSUO IDEGUCHI,[†] TAKASHI OKUDA[†]
and XUEJUN TIAN[†]

In mobile ad-hoc networks, the routing protocol is one of the important subjects. Because the network topology is dynamic due to the mobility of each node, a destination route is changed frequently. One of major routing protocol types is the reactive protocol, which establishes a destination route only when required. But when its route break down, it is necessary to re-establish a new route. However, most of reactive protocols re-establish a new route after a route break. In this paper, we propose a route maintenance algorithm to avoid route breaks. For break avoidance, each intermediate node on an active route detects a critical route, and re-establishes a new route before a route break. So, we append the function of break avoidance to AODV (Ad-hoc On-demand Distance Vector routing protocol). Then, to evaluate the performance of our proposal, we present the computer simulation and the experimental implementation on laptop PCs.

1. はじめに

情報通信端末の小型化や無線通信技術の発展により、簡易性や柔軟性に優れたモバイル・ワイヤレスネットワーク上の通信が増加している。また今後のユビキタスネットワーク社会の実現へ向けて、モバイルアドホックネットワーク (MANET: Mobile Ad-hoc NETWORKs) がその一翼をになう技術として注目されている¹⁾⁻³⁾。アドホックネットワークは、ノート PC、PDA など、無線通信メディアを備えた情報端末で構成

される自律分散型の無線ネットワークである。各ノードがパケットを中継するルータ機能を持つことでマルチホップ通信が行われ、基地局などのインフラを必要とせず、安価に一時的なネットワークを構築できる特徴を持つ。しかし、アドホックネットワークにはいくつかの技術的な課題が残されており、その中でも経路制御方式 (ルーティングプロトコル) が主要な課題とされている。つまり、アドホックネットワークでは互いに無線通信範囲に存在しない端末の間で、複数の端末を介してデータ通信を行うためにパケットを中継する端末を選択し、端末間の経路を確立する必要がある。また、各端末の移動やネットワークへの参加や退出でネットワークポロジが動的に変化するため宛先経路

[†] 愛知県立大学大学院情報科学研究科
Graduate School of Information Science and Technology,
Aichi Prefectural University

が頻繁に変更される．このため、有線通信に使用されるルーティングプロトコルをそのまま適用することが困難であることから、アドホックネットワークに特化したプロトコルが必要とされている．

アドホックルーティングの方式は大きく分けてプロアクティブ型とリアクティブ型に分類される．プロアクティブ型はノード間で定期的な制御情報を交換することで経路表を更新し、宛先経路をあらかじめ確立しておく方式である．このため通信要求があればただちに通信を開始することができるが、経路表の維持管理のために頻繁に経路情報を交換する必要があるためオーバーヘッドが大きいという問題点がある．それに対してリアクティブ型は送信元ノードにおいて通信要求が発生してから宛先経路を探索する方式である．MANET環境において各ノードには処理能力やバッテリーの制限があるためオーバーヘッドを抑えることが求められる．また頻繁な経路変更が発生するアドホックネットワークでは通信のたびに新しい経路を構築するほうが有効であると考えられる．したがって、本研究では上述したアドホックネットワークの特性を考慮してリアクティブ型のプロトコルを対象とする．

リアクティブ型の特徴として、通信要求がない限り経路を構築しないため、プロアクティブ型に比べて制御情報の交換が少なくオーバーヘッドが抑えられる．しかし通信開始までに時間がかかり、宛先経路が切断するたびに新しい経路を再構築する必要がある．また、リアクティブ型のルーティングプロトコルのほとんどがエンドノード間の通信経路が切断されてからその経路の再構築を行っている．これでは通信途中のパケットが損失し、経路再構築が終了するまで通信が途切れ、スループットが低下してしまうという問題がある．

この問題を解決するために、いくつかの方式が提案されている．その1つとして、リンク遅延、電波強度、バッテリー残量、ノード負荷などをメトリックとして宛先経路を探索し、探索された経路の中から最も良い経路を選択することで、長期的に安定した経路を確立する方式がある^{3),4)}．これらの方式では、1度確立された経路は長時間保たれるので全体の探索回数を低減させることができる．そのほかに、経路探索時に複数の宛先経路を確立し、経路切断時に別の経路に切り替える、または同時に複数の経路を用いてパケットを転送する方式（マルチパスルーティング）がある⁵⁾．ある経路が切断されても別の経路を使用すればよい結果的に有効な宛先経路を長時間保持でき、なおかつ複数の経路を均等に使用するためトラフィックが分散する効果もある．しかし、ある時間 T に確立された有

効な経路が時間 $T+t$ には有効であるとは限らないアドホックネットワークにおいて、両方式とも宛先経路が長時間有効であるのは確率的に高いということであり、経路切断がなくなるわけではない．

その他の関連研究として、無線リンク品質を測定することでリンク切断が発生しそうなリンクを検出し、より良い無線リンクに切り替えていく方式がある^{6),7)}．これらの方式は、無線リンクを切断前に切り替えることで経路の切断回数を低減させるという点では、本論文で提案する方式と類似しているが、経路の切断に関しては無線リンク品質のみに着目している．

本研究では、経路切断を回避するルーティングプロトコルにより通信性能の向上、すなわち安定した経路を継続して保持することを目的として、代表的なプロトコルである AODV (Ad-hoc On-demand Distance Vector routing protocol)⁸⁾ に、経路切断回避手法を導入した AODV-BA (AODV with Break Avoidance) を提案する．そして、計算機シミュレーションと、無線 LAN アダプタを備えたノート PC に実装し、安定した通信品質が要求される音声や動画などのリアルタイムアプリケーションであるビデオストリームや VoIP の通信データ想定し、実験により提案方式の性能評価を行う．

2. 従来方式 (AODV)

本論文で提案する方式のベースとなる AODV について述べる．プロトコルの特徴はリアクティブ型であるが各ノードが経路表を持ち、制御パケットから取得する経路情報の新しさをその情報のシーケンス番号で判断することである．オンデマンドに発生した制御パケットを受信したとき、得られた経路情報のシーケンス番号が経路表内のその宛先のルートエントリにあるシーケンス番号と比較して大きい値、または等しくかつホップ数がより小さい値なら経路表を更新する．経路表をもとに受信したパケットをフォワーディングし、もし宛先のルートエントリが数秒間使用されていない場合、そのエントリは無効なものとなり、その後削除される．AODV は大きく分けて2つのフェーズからなり、経路探索 (Route Discovery) フェーズで宛先経路を探索し、経路維持 (Route Maintenance) フェーズで確立した経路を維持する．

2.1 経路探索 (Route Discovery)

送信元ノードにおいて通信要求が発生すると経路表を参照し、有効経路がなければ宛先ノードへの経路要求パケット (route request: RREQ) をブロードキャストする．各ノードが RREQ を受信すると、経路表に送信元ノードへのリバースルートを作成または更新す

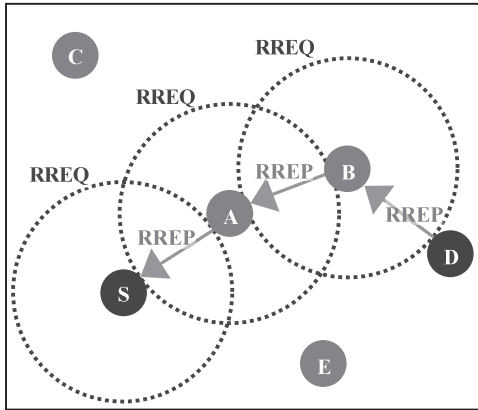


図 1 経路探索
Fig. 1 Route discovery.

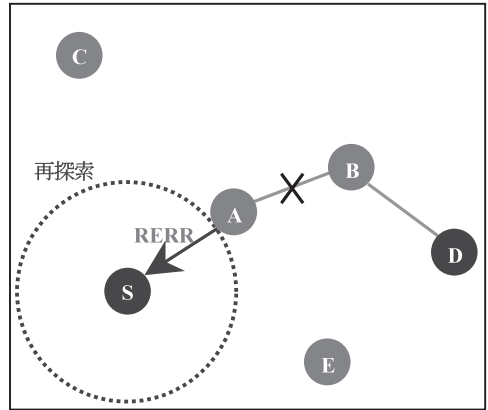


図 2 経路維持
Fig. 2 Route maintenance.

る．そのノードの経路表に宛先への有効経路がなければ再び RREQ をブロードキャストする．送信元ノードから RREQ がフラディングされ宛先ノードに到達すると、宛先ノードはリバースルートを作成または更新し、増加させたシーケンス番号を付加した RREP (route replay: RREP) をユニキャストする．各ノードが RREP を受信すると宛先ノードへのフォワードルートが作成または更新し、リバースルートへ RREP を転送する．リバースルートに沿って送信元ノードに RREP が到達すると、フォワードルートを作成または更新し、通信を開始する．図 1 に送信元ノード S が RREQ をブロードキャストし、宛先ノード D が RREP をユニキャストする例を示す．

2.2 経路維持 (Route Maintenance)

各ノードは周辺ノードとの接続性を確認するために定期的に Hello パケットをブロードキャストする．IP ヘッダの TTL = 1 とした RREP を Hello パケットとして送信する．あるノードから Hello パケットを一定時間受信しなくなると、そのノードとのリンクが切断したと判断する．このほかに MAC 層の応答確認を受信しないなどによりノード間のリンク切断を検出すると、そのノードを次ホップに持つ経路を無効にする．

切断を検出したノードが送信元ノードより宛先ノードに近い場合 (宛先ホップ数が送信元ホップ数より小さい場合) に、その宛先に対して経路修復 (Local Repair) を行う．経路修復は上記と同様の経路探索を行い、その間に到着するパケットはバッファに保持され、経路修復が成功すると再び通信を開始する．

経路修復の失敗または送信元へ近い場合には送信元へ向けて経路エラーパケット (route error: RERR) をブロードキャストする．RERR には不到達となった宛先情報が含まれ、RERR を受信した中間ノードは経

路表内に RERR の不到達宛先経路と同じ経路を持ち、なおかつその経路の次ホップが RERR の IP ヘッダ内の送信元 IP アドレスと同じである場合、その経路を無効とし再び RERR をブロードキャストする．送信元ノードが RERR を受信すると同様にその経路を無効とし、再び経路探索する．図 2 にノード A と B 間のリンクが切断したとき、RERR が送信される例を示す．

3. 提案方式 (AODV-BA)

本論文で提案する AODV-BA は、AODV を拡張した方式である．本提案方式では、経路切断を回避するために通信中の経路上にある中間ノードが、経路切断の危険性を判定する．アドホックネットワークではモバイル環境下であることから、様々な要因により経路切断が発生する．このため、切断の危険性の判定について、無線リンク、中継負荷、バッテリーなどアドホックネットワークに関係する受信電波、経路の重複、バッテリー残量、周辺密度の 4 つに注目し、これらの要素をもとに経路の危険性を判定する．ただし、各要素の判定をそれぞれ独立に扱い、ある要素 1 つでもその判定条件を満たせば切断危険であると判定する．切断危険を判定すると RERR により上流ノードに切断危険を通知し、事前に経路再構築を行う．

3.1 受信電波

ある 2 つのノード間の受信電波は、理論的に次式のようにノード間の距離に依存する (P_t : 送信電力, d : 距離)⁹⁾．

$$Signal\ Level = \frac{P_t}{4 \cdot \pi \cdot d^2}$$

ノード間の距離が離れていくにつれて受信信号レベルが減少していき、受信信号レベルが無線メディアの

受信感度以下となると、このノード間の通信が不可能となる。このため受信電波により、ノードの移動が原因でノード間の距離が通信レンジよりも離れることで発生する切断の危険性を判定する。

ある隣接ノードからの Hello パケット受信時の信号レベルが閾値と直前の信号レベルを下回り、そのノードを次ホップとする通信中のルートエントリが経路表にある場合、その経路（複数ある場合はすべての経路）が切断危険であると判定し、上流ノードに切断危険を通知する。

その後、一定時間その上流ノードから送信された RREQ を処理せず破棄する。これは再び同じ経路が確立されるのを防ぐためである。

3.2 経路重複

ある中間ノードに複数の通信中の経路上にあるとトラフィックの集中により遅延が増え、バッテリーも早く消費され、そのノードがダウンすることで複数の経路が同時に切断される。またアドホックネットワークにおいて、特定のノードに負荷集中しないとする公平性に関しても問題である。

このため中間ノードにおいて、経路が重複し、かつ単位時間あたりの受信データパケット数が通信開始からの平均受信データパケット数を上回る場合、切断危険であると判定する。複数の経路の中から送信元ノードへのホップ数が小さいものを 1 つ選び、その上流ノードに切断危険を通知する。その後、一定時間は受信する RREQ を処理せず破棄する。

ただし、宛先または送信元ノードから 1 ホップ以内の中間ノードは切断危険を判定しても上流に通知しないものとする。これは経路重複に関して本質的な切断要因ではないため、宛先または送信元ノードに隣接するノードにおいては過剰な経路の切替えを避けるためである。

3.3 バッテリー残量

アドホックネットワークを構成する各端末は、モバイルノードのため内蔵するバッテリーを電源として動作する。中間ノードのバッテリーがなくなると通信不可能となり、その経路が切断される。このため、各中間ノードが自身のバッテリー値を判定する。

中間ノードにおいて、自身のバッテリー残量が閾値を下回る場合、通信中であるすべての経路の上流ノードに切断危険を通知する。その後、バッテリーが回復するまで受信する RREQ は処理せず破棄する。

3.4 周辺密度

アドホックネットワークでは、アクセスポイントや基地局などの集中管理を行うノードが存在しないた

め、アクセス制御は自律分散型の DCF (Distributed Coordination Function) となり、フレームを送信するノードは、周辺ノードと共有する無線チャンネルでの送信権を獲得してからフレームを送信する。このため、中間ノード周辺のノード数が増え密度が上昇すると、無線チャンネルの送信権獲得が競合し、獲得するまでの遅延が増える。したがって、切断と通信遅延上昇の原因となる密度（周辺ノード数）を判定する。

AODV では各ノードが定期的に Hello パケットを送信することから単位時間内に受信する Hello パケット数が周辺に存在するノード数を近似できる。周辺の密度を求めるために、まず各ノードは単位時間あたりに受信する Hello パケット数を HELLO_COUNT という変数として定義する。次に自身が送信する各 Hello パケットに HELLO_COUNT を含ませ送信する。そして、受信した Hello パケット内の HELLO_COUNT の平均を AVERAGE_DENSITY（周辺 1 ホップ以内の各ノードにおける周辺ノード数の平均）という変数とする。

中間ノードにおいて、自身の HELLO_COUNT がこの AVERAGE_DENSITY を上回る場合に、通信中であるすべての経路の上流ノードに切断危険を通知する。ただし、自身の HELLO_COUNT が閾値（密度が高いとされる一定値）を下回る場合は切断危険であると判定しない。その後、自身の HELLO_COUNT が正常に戻るまで受信する RREQ は処理せず破棄する。また、経路の重複と同様に宛先、送信元ノードから 1 ホップ以内の中間ノードは切断危険を判定しても上流に通知しないものとする。

3.5 切断回避処理

上記で述べた切断危険の判定後、上流ノードに切断危険の通知を行う。通知には RERR パケットを使用する。ただし、通常の RERR を区別するために flag W を追加し、そのビットをオンにする。図 3 を用いて経路の切断危険の判定後の切断回避処理手順 (1)~(4) を述べる。

- (1) ノード B は切断危険を判定すると、該当するすべての経路のルートエントリ内のルーティングフラグを WEAK とし、その宛先を不到達宛先とした RERR をブロードキャストする。またこの RERR 内の flag W をオンとする。この flag により受信時に経路を無効とせず WEAK とする。
- (2) 通知されたノード A はノード B を次ホップとするルートエントリ内のルーティングフラグを WEAK とし、再び RERR をブロードキャスト

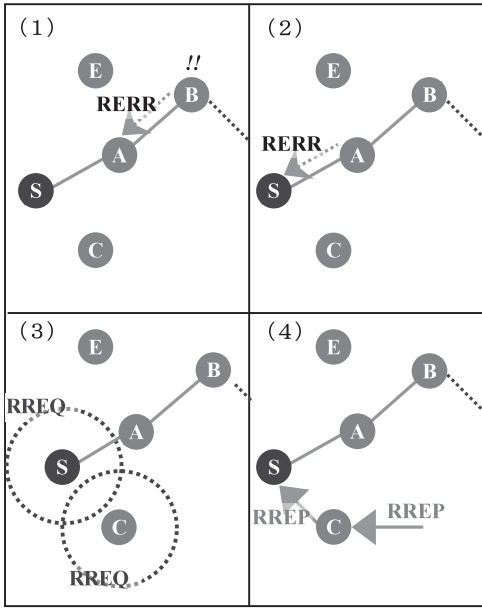


図3 切断回避処理
Fig. 3 Processes of break avoidance.

- (3) 送信元 S がこの RERR を受信すると同様にエントリ内のルーティングフラグを WEAK にし、宛先経路を再探索するために宛先に向けて RREQ をブロードキャストする。
- (4) 送信元 S がノード C から RREP を受信すると、ルーティングフラグが WEAK の経路から新しい経路に更新される。

ルートエントリのルーティングフラグが WEAK であるときは次ホップヘデータパケットを送信可能であるが、そのエントリの宛先への RREQ を受信しても RREP を送信しないと、そのリンクが切断しても RERR を送信しないとする。また一定時間経過後にこのエントリを無効とする。

このように切断危険判定後に上記の処理が行われることで経路の切断が回避され、またこの間の通信が途切れることはない。

4. シミュレーションによる評価

提案方式の性能評価のために、ns-2¹⁰⁾ を用いたシミュレーションを実行する。

4.1 シミュレーション環境

送信元ノード S と宛先ノード D をフィールド隅に対角線上に固定し、S-D 間の通信特性を求める。その他のノードはランダムに配置され、移動パターン

表 1 シミュレーション環境
Table 1 Simulation environments.

シミュレータ	ns-2.27
フィールド	1000 × 1000 m ²
ノード S 座標	(x, y) = (100, 100)
ノード D 座標	(x, y) = (900, 900)
ノード数	100, 150, 200
送信元数	0, 5, 10
最大移動速度	5, 10, 20 m/sec
移動モデル	Random way point
ポーズタイム	1 sec
通信時間	60 sec
データサイズ	512 bytes
送信レート	4 pps (CBR)
キューサイズ	64 packets
キュータイムアウト	30 sec
トランスポート層	UDP
MAC 層	IEEE802.11 DCF
アンテナタイプ	Omni アンテナ
無線伝播モデル	Two-ray ground
通信レンジ	250 m
伝送速度	1 Mbps
初期バッテリー値	10 W
送受信時消費電力	0.28 W/sec

表 2 切断危険判定の各閾値
Table 2 Thresholds to detect critical situations.

受信電波	4.3e-10 W (240 m 相当)
バッテリー残量	1 %
周辺密度	50 nodes

Random Way Point で移動する。送信元ノード S から宛先ノード D へ 512 byte の UDP パケットを CBR (Constant Bit Rate) で 60 秒間送信する。また、S-D 間以外のノード間の通信もあるものとする。各ノードのバッテリーはパケット送受信時とアイドル状態時に消費され、バッテリーが 0 となると通信不可能となる。また今回、双方向リンクであることを確認するために用いられる RREP の応答パケットである RREP-ACK と、RREQ を受信したノードが宛先ノードに向けて経路要求があったことを通知する Gratuitous-RREP については、オプション機能であるため使用しない。表 1 にシミュレーション環境の詳細を、表 2 に提案方式における切断危険を判定のための各閾値を示す。

切断危険を判定する各閾値については実験的な値を使用する。受信電波の判定するための閾値に関し

て、通信レンジが 250 m であることから 240 m に相当する受信電波値を用いる。240 m としたのは、表 1 のシミュレーションのパラメータである最大移動速度 20 m/sec のときでも切断危険を判定可能とするためである。つまり、最大移動速度が 20 m/sec のため各ノードの平均速度は 10 m/sec となり、あるノード間の距離が離れていく場合、それぞれのノードの移動方向や速度は異なるが平均的には 10 m/sec で距離が離れていくことになる。

したがって、少なくともノード間リンクが切断する 1 秒前に切断危険を判定するために、距離 240 m に相当する受信電波値を閾値として設定する。この値はシミュレーションで使用する無線伝播モデル (Two-Ray Ground Reflection Model) の次式から算出している。

$$Pr = \frac{Pt \cdot Gt \cdot Gr \cdot ht^2 \cdot hr^2}{d^4 \cdot L}$$

この無線伝播モデルは電波の直接波と地面からの反射波を考慮したもので、 d はノード間の距離、 Pt と Pr は送信電力と受信電力、 Gt と Gr は送信側と受信側のアンテナゲイン、 ht と hr は送信側と受信側のアンテナの高さ、 L はシステムのロスファクタである。距離 d 以外の各定数は ns-2 上のデフォルト値 (Pt, Gt, Gr, ht, hr, L) = (0.28, 1, 1, 1.5, 1.5, 1) を使用する。

バッテリー残量を判定する閾値に関しては、各ノードはバッテリー残量限界まで通信経路上のノードとして動作するほうがエンドノード間の通信性能が良いことから、バッテリー残量の限界前として残量 1% を設定する。

周辺密度を判定する閾値に関しては、表 1 のシミュレーションのパラメータであるノード数 200 のとき、フィールド中心部 (座標 (500, 500) から半径 250 m 圏内) の平均ノード数がシミュレーションを試行した結果、50 ノード程度であることから閾値にノード数 50 を設定する。

パラメータとしてノード数、ノード S 以外の他のノードに対して通信を行う送信元数、各ノードの最大移動速度 (m/s) の 3 つを変化させる。あるパラメータを変化させるとき、その他 2 つは真ん中の値を使用する。各環境でそれぞれ 10 回実行し、その平均を結果として以降のグラフに示す。

4.2 シミュレーション結果と考察

シミュレーション結果として、図 4 から図 8 に経路切断危険の判定回数、経路切断回数と総切断時間、パケット到着率、通信遅延、ルーティングオーバーヘッドを示す。

図 4 は提案方式における S-D 間の中間ノードでの、

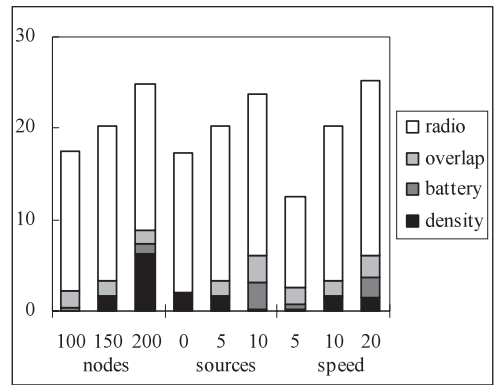


図 4 経路切断の要素別の判定回数
Fig. 4 Number of detections of critical routes according to four elements.

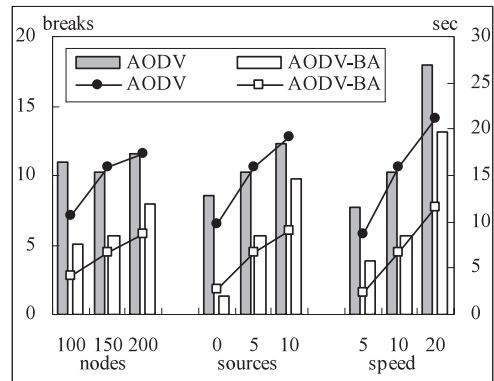


図 5 経路切断回数 (棒) と総切断時間 (折れ線)
Fig. 5 Number of breaks (bar) and sum of time of route break (line).

切断危険の判定回数を 4 つの要素別に示したものである。全体的に受信電波の判定回数が多いことから、受信電波が主要な判定要素であるといえる。ノード数において、ノード数の増加にともない周辺密度の判定回数が増加する。ノード S 以外の送信元数において、送信元数の増加にともない経路の重複の判定回数が増え、また全体のトラフィックが増えることでバッテリーを多く消費するためバッテリー残量の判定回数も増加する。各ノードの最大移動速度において、高速度になるに従って受信電波の判定回数が増加する。

図 5 に S-D 間の経路切断回数と総切断時間を示す。ここでの切断回数とは送信元ノード S において宛先ノード D のルートエントリが無効となった回数であり、総切断時間とはそのエントリが無効となってから再びそのエントリが有効となるまでの時間の総和である。各パラメータが増加するにつれ、切断回数と総切断時間もともに増加する結果となっている。以上の点から提案方式が従来方式より切断回数と切断時間がと

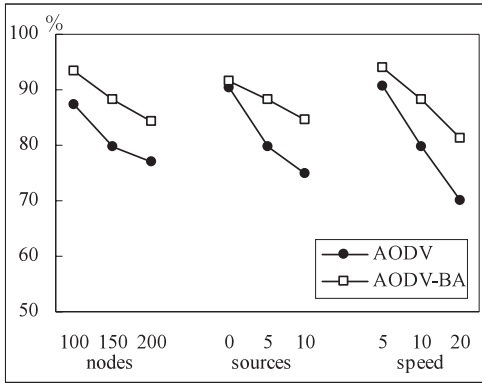


図 6 パケット到着率
Fig.6 Packet arrival ratio.

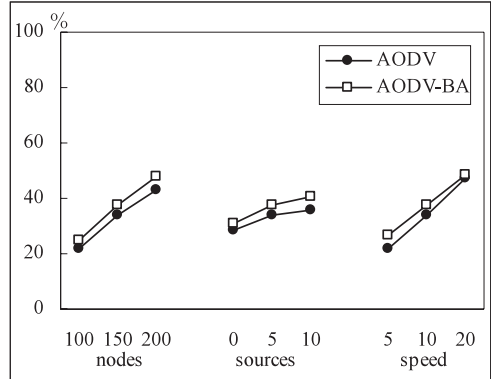


図 8 ルーティングオーバーヘッド
Fig.8 Routing overhead.

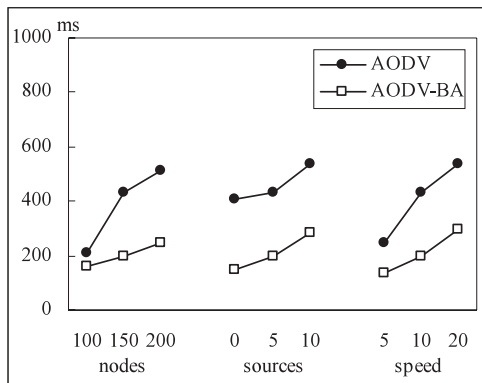


図 7 通信遅延
Fig.7 End to end delay.

$$Routing\ overhead = \frac{\sum_{i=1}^M a_i \cdot b_i}{\sum_{j=1}^N c_j \cdot d_j + \sum_{i=1}^M a_i \cdot b_i}$$

M は S-D 間の Hello パケットを除く経路制御パケット数で、 a_i と b_i はそれぞれ各経路制御パケットの送信転送回数とパケットサイズである。N は宛先ノード D に到着したデータパケット数で、 c_j と d_j はそれぞれ各データパケットの宛先ホップ数とパケットサイズである。従来方式に比べて提案方式のオーバーヘッドがわずかに増加しているのが分かる。これは提案方式が経路切断前に経路再構築を行うことで、全体の経路探索回数が増加するためである。

以上のシミュレーションの結果、従来の AODV と比較して経路切断回数と総切断時間が半減し、パケット到着率が最大 10%、通信遅延が最大 300 ms 向上していることが分かる。経路切断の減少にともない、ロスパケット数および再探索時のパケット送信待ち時間が低減したため、パケット到着率と通信遅延が向上したと考えられる。一方、ルーティングオーバーヘッドに関しては、経路探索回数の増加にともない上昇したが、わずか 3%の増加に抑えられている。したがって、従来方式より提案方式が有効であるといえる。

5. 実装と実験

前章ではシミュレーション評価により提案方式の有効性を示した。しかし、提案方式において受信電波は主要な判定要素であるが、シミュレーションではノード間の距離に応じて受信電波が算出される。このためシミュレーション環境では受信電波を非常に正確に判定することができる。これに対して、実環境では様々な要因から電波の信号レベルが変動するため、正確に切断危険を判定できるとは限らない。このため、実環

もに減少していることが分かる。これにより切断危険の判定の導入が、経路切断が回避されていると評価できる。

図 6 に送信元ノード S で通信要求が発生したパケット数のうちの宛先ノード D に到着した割合であるパケット到着率を示す。提案方式において経路切断による送信途中のパケットロスや、各ノードにおいてバッファあふれやタイムアウトなどにより破棄されたパケット数が減少するため、従来方式に比べて提案方式のパケット到着率が最大 10%上昇している。

図 7 に S-D 間の通信遅延を示す。ここでの通信遅延は送信元での各パケットの通信要求発生時からそのパケットを宛先が受信するまでの時間を示し、有効な宛先経路がない場合の送信待ち時間も含まれる。提案方式において経路切断後の再探索時の送信待ち時間の短縮により、従来方式に比べて提案方式の通信遅延が最大 300 ms 近く減少し、その優位性は顕著である。

図 8 に S-D 間のルーティングオーバーヘッドを示す。ここでは次式をルーティングオーバーヘッドと定義する。

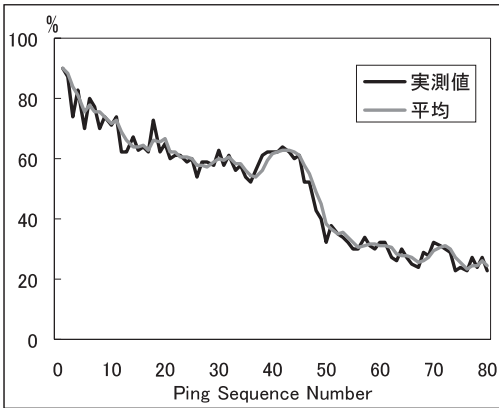


図 9 信号レベルの減衰 (実測値と過去 3 回の平均)
Fig.9 Attenuation of signal strength level.

境での実験による評価を行うことで、提案方式が実環境でも対応できることを評価し、また経路切断が実際の通信に与える影響を測定する。

5.1 提案方式の改良

図 9 に 1 ホップのノード間において Ping パケットを送信しながら一方のノードが移動し、ノード間の距離を大きくしていったときの、受信信号レベルの実測値を示す。

実際に距離が増加するにつれ、信号レベルが減衰していることが分かる。信号レベルはノード間の障害物やフェージングなどの原因により、信号レベルが変動しながら減衰している。このため提案方式において切断危険の判定では次式 (S_n : 信号レベル) のような過去 3 回の平均値を用いる。平均値を用いることで図 9 のように信号レベルの変動が平滑化される。

$$\frac{S_n + S_{n-1} + S_{n-2}}{3} < Threshold$$

5.2 アドホックルーティングの実装

無線 LAN アダプタを備えたノート PC 上に提案方式と従来の AODV を図 10 のようなモデルで、OS は Linux, 言語は Java で実装する。ただしノード数の都合上、提案方式における切断危険の判定項目は受信電波のみとし、その受信電波の判定における閾値を信号レベル 30% と設定する。

AODV の制御パケットを送受信することで、AODV および AODV-BA プログラムがカーネルのルーティングテーブルを制御 (経路の追加, 更新, 削除) する。また、信号レベルの取得に iwspy コマンドを、パケットキャプチャ情報の取得に tcpdump コマンドを使用する。

5.3 実験環境とシナリオ

表 3 のハードウェア環境を用いて、屋内で 4 ノード

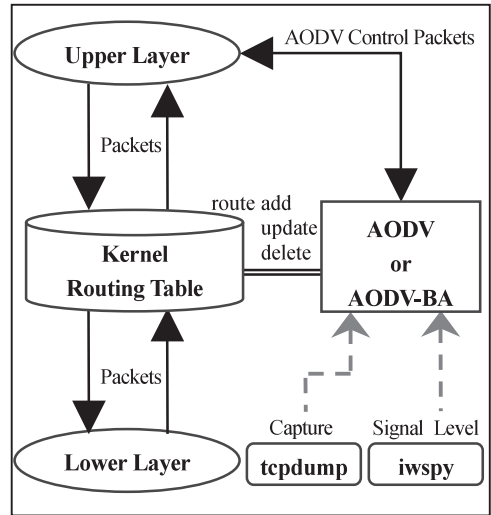


図 10 実装モデル
Fig.10 Implementation model.

表 3 ハードウェアプラットフォーム
Table 3 Hardware platform.

ノート PC	Pentium M : 1.4 GHz, メモリ : 512 MB
無線メディア	IEEE802.11b, 11 Mbps, PCMCIA card
OS	Fedora Core 4, Kernel 2.6.11-1

(ノード A, B, D, S) のアドホックネットワークを構成する。ただし、隣接ノード間で壁などの障害物がない環境で行う。またノード S と D 間が電波状況により 1 ホップと送信されることを防ぐために iptables を用いた MAC アドレスフィルタリングにより強制的なネットワークポロジを設定する。したがって、受信する MAC フレーム内の送信元 MAC アドレスが隣接ノードの MAC アドレスではない場合、その MAC フレームは破棄されるのでレイヤ 3 レベル以上では指定したノードとのみ通信させることができる。

ネットワークポロジとして、図 11 のようにノード S と D の間が 1 ホップで通信できないように距離をおき、その間にノード A と B を配置する。下記のシナリオ (1) ~ (4) で実験を行う。

- (1) ノード S がノード A を介してノード D への経路を確立し、通信を開始する。
- (2) その後ノード A が約時速 3 km で移動し、ノード A-D 間のリンクが切断する。リンク切断を検出したノード A は RERR を送信する。ただし、提案方式ではリンク切断前に RERR を送信する。
- (3) RERR を受信したノード S は経路の再探索のため RREQ をブロードキャストし、ノード B

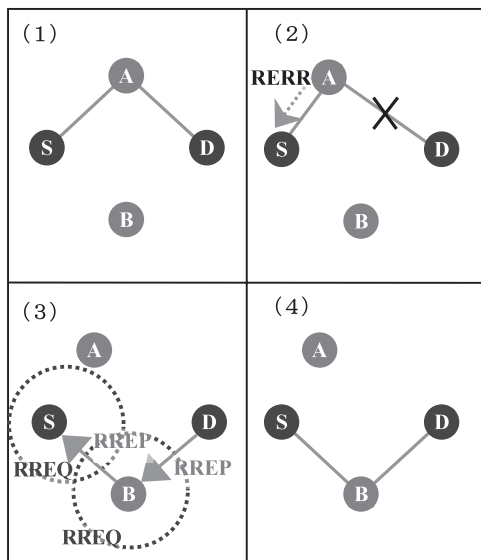


図 11 ネットワークトポロジとシナリオ
Fig.11 Network topology and scenario.

- を介してノード D からの RREP を受信する。
(4) 経路が再構築された後、数秒後に通信が終了する。

評価項目は、スループットと Round Trip Time (RTT) とし、測定するためにノード S から D へ向けて以下の通信をそれぞれ行う。

- スループットの測定：UDP ストリーム
 - パケットサイズ：1,500 byte
IP + UDP + Payload (20 + 8 + 1,472 byte)
 - 通信時間：60 秒間
- RTT の測定：UDP パケットの往復
 - パケットサイズ：200 byte
IP + UDP + RTP + Voice (20 + 8 + 12 + 160 byte)
 - IP + UDP + Payload (20 + 8 + 172 byte)
 - 通信時間：60 秒間
 - 送信間隔：20 ms 間隔

スループットの測定のために MTU と同じ最大サイズ 1,500 byte のデータパケットをノード S がノード D へ送信する。1 秒間あたりにノード D が受信したデータパケット数にデータサイズ 1,472 byte をかけて得られたスループットを結果として示す。

RTT の測定のために VoIP パケットを模擬した通信を行う。ここでの VoIP は G.711 で符号化したときの IP 電話を想定する。G.711 を用いると PCK (パルス符号変調, 64 kbps) で音声を 125 ms 間隔の 8 bit でサンプリングし、20 ms 間隔でパケット化して音声データを送信する。このため各パケットサイズは 160 byte

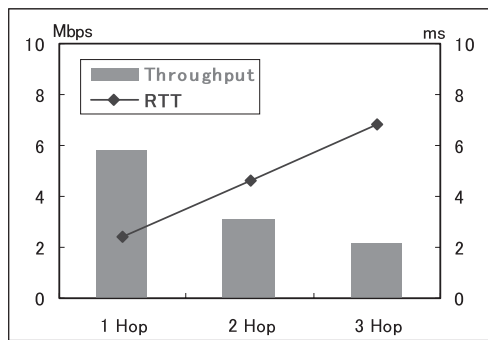


図 12 静止状態でのスループットと RTT
Fig.12 Throughput and RTT in static state.

となる。この VoIP を模擬したパケットをノード S が送信し、ノード D はこのパケットを受信後、ただちに返信する。また各パケットの RTT を測定するためにタイムスタンプ (ノード S での送信時刻) とシーケンス番号を付加する。ノード S は自身が送信しノード D によって返信されたパケット内のタイムスタンプと現在の時刻の差分により各パケットの RTT を得る。

5.4 実験結果と考察

上述した環境とシナリオで数回実験を行い提案方式と従来の AODV におけるスループットと RTT の変化を測定し、経路切断や切替え時の通信状態を比較する。

参考のために各ノードが静止した状態で経路切断が起こらない場合の 1~3 ホップのスループットと RTT の平均値を図 12 に示す。グラフからホップ数が増加するにつれスループットが低下し RTT が上昇しているのが分かる。特にスループットが著しく、3 ホップでは約 2 Mbps まで低下している。これは、無線信号の衝突や干渉、アクセス制御での無線チャネル獲得の競争、中継端末のフォワーディング処理能力が原因であると考えられる。

図 13 は提案方式と従来の AODV における 1 秒間あたりのスループットの変化である。AODV において 1 カ所スループットが低下している部分 (30 sec のとき) が見られる。これは、このときにノード A と D のリンクが切断し、その後再探索を行われ経路が切り替わったためである。このため一時通信が途切れ、スループットが 700 kbps 程度低下している。それに対して提案方式では事前に経路の切替えがスムーズに行われたのでスループットの低下が見られない。

図 14 は AODV、図 15 は提案方式における RTT の変化である。横軸は各擬似 VoIP パケットのシーケンス番号であり、RTT が 0 ms はそのパケットがロスしたことを表している。図 14 の AODV において 1 カ所パケットが数個ロスしている部分 (シーケンス番号

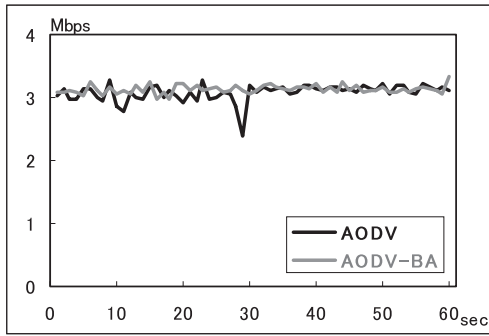


図 13 スループットの変化
Fig. 13 Fluctuation of throughput.

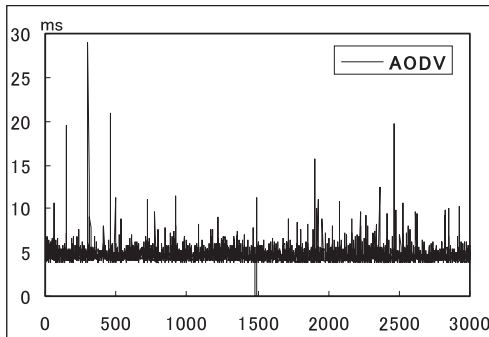


図 14 AODV における RTT の変化 (0ms: 損失)
Fig. 14 Fluctuation of RTT in AODV.

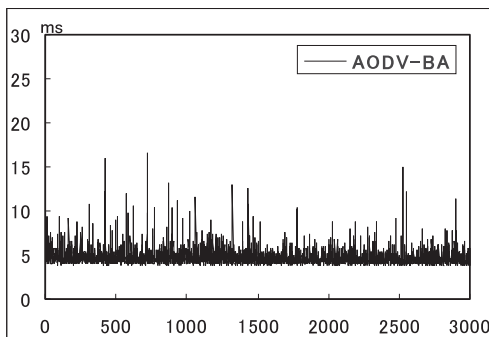


図 15 AODV-BA における RTT の変化
Fig. 15 Fluctuation of RTT in AODV-BA.

1,500 直前)が見られる。これは、上記のスループット低下と同様に経路切断が起こったためである。それに対して提案方式では事前に経路が切り替わっているためパケットがロスせず、通信が途切れていない。

このように AODV において、経路切断によりスループットが低下しパケットロスが発生するのに対して、提案方式ではそれが回避されている。今回の実験環境とシナリオでは 60 秒間の実験中に、1 ノードのみ移動し経路切断が 1 回発生するだけであるため、スループットの低下とパケットロスの発生もそのときのみし

が発生しない。しかし、ノード数がより多く中間ノードがより移動する環境では、経路切断が頻繁に発生するため AODV と提案方式の差がより顕著になると考えられる。また TCP 通信の場合、パケットロスが発生した場合、送信元においてロスしたパケットを再送する必要があるため、スループットの低下がより顕著になると考えられる。さらに、今回 RTT の測定のために VoIP パケットを模擬したパケットを使用した。実際の VoIP パケットの場合、図 14 のようにパケットロスが発生すると、実際の音声品質の低下となり音切れの原因となる。VoIP に限らずビデオストリームなどのリアルタイム通信においてはスループットの低下やパケットロスがサービス品質に大きく影響するため、そのようなアプリケーションでは提案方式が AODV より QoS において優れていると考えられる。

この実験の結果、提案方式が実環境においても、ある程度正確に経路切断の危険を判定し、事前に経路を切り替えることによって、従来の AODV と比較して通信性能が向上するといえる。

6. おわりに

本論文では MANET におけるルーティングプロトコルとして、通信中の経路上にある中間ノードが 4 つの判定要素をもとに経路の切断危険を判定し、切断前に再構築を行うことで切断を回避する AODV-BA を提案した。シミュレーション評価の結果、提案方式は AODV より経路切断を回避し、パケット到着率、通信遅延を向上させたのに対して、オーバーヘッドの増加をわずかに抑えている。また、実環境での実験による評価の結果、通信中の経路切断時に AODV ではスループットが低下しパケットロスが発生するのに対して、提案方式ではそれが見られなかった。以上の結果、AODV と比較して通信性能の向上が見られることから提案方式の有効性が示された。

今後の課題として、実環境における実験でノード数の増加、2 ホップ以上でのオーバーヘッドを含む通信性能の評価や提案方式における切断危険の残りの判定項目についての評価、無線規格に IEEE802.11a/g の使用など、より詳細な実験を行う予定である。また提案方式での受信電波の判定方法において、より確実な切断危険の判定方法の改善があげられる。

参考文献

- 1) MANET. <http://www.ietf.org/html.charters/manet-charter.html>
- 2) 阪田史郎：ワイヤレス・ユビキタス、秀和シス

テム (2004).

- 3) Toh, C.-K., 構造計画研究所: モバイルワイヤレスネットワーク, 共立出版 (2003).
- 4) Toh, C.-K.: Long-lived Ad Hoc Routing based on the Concept of Associativity, IETF MANET Working Group Internet Draft (2001).
- 5) Marina, M.K. and Samir, R.: On-Demand Multi-path Distance Vector Routing in Ad-hoc Networks, *ACM SIGMOBILE Mobile Computing and Communications Review* (2002).
- 6) Goff, T., Abu-Ghazaleh, N.B., Phatak, D.S. and Kahvecioglu, R.: Preemptive Routing in Ad Hoc Networks, *7th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking* (2001).
- 7) Abhilash, S.P. and Sridhar, I.P.: Router hand-off: A preemptive route repair strategy for AODV, *IEEE International Conference on Personal Wireless Communications* (2002).
- 8) AODV: Ad-hoc On-Demand Distance Vector Routing, RFC3561 (2003).
- 9) Rappaport, T.S.: *Wireless Communications Principles and Practice*, Prentice Hall (2001).
- 10) ns-2. <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>
- 11) 田内雅之, 井手口哲夫, 村田嘉利: アドホックルーティングプロトコル (AODV-ALB) の提案とその性能評価, DICOMO2004 論文集, pp.413-416 (2004).
- 12) 田内雅之, 井手口哲夫, 奥田隆史: リンク切断を回避するアドホックルーティングプロトコルの検討, 情報学ワークショップ 2004 論文集, pp.297-301 (2004).
- 13) Tauchi, M., Ideguchi, T. and Okuda, T.: Ad-hoc Routing Protocol Avoiding Route Breaks Based on AODV, *Proc. IEEE HISCC-38 Track 9 (CD-ROM)* (2005).
- 14) 田内雅之, 井手口哲夫, 奥田隆史, 福田 晃, 北須賀輝明, 田中良明, 矢守恭子, 山田茂樹, 上岡英史: ユーザ指向タイムクリティカルネットワークにおけるルーティングプロトコル AODV-BA の実装と評価, 情報学ワークショップ 2005 論文集, pp.266-270 (2005).
- 15) 田内雅之, 井手口哲夫, 奥田隆史, 田 学軍: MANET における経路切断を回避するルーティング方式の提案と評価, 情報処理学会研究報告 06-MBL-36, pp.25-30 (2006).

(平成 18 年 3 月 21 日受付)

(平成 18 年 10 月 3 日採録)



田内 雅之

2004 年愛知県立大学情報科学部地域情報科学科卒業. 2006 年同大学大学院情報科学研究科博士前期課程修了. 現在 (株) 日本電気通信システム勤務. 無線アドホックネットワークに関する研究に従事.



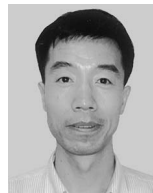
井手口哲夫 (正会員)

1972 年電気通信大学電気通信学部通信工学科卒業. 同年 (株) 三菱電機入社. 1998 年愛知県立大学情報科学部教授, 現在に至る. ネットワークアーキテクチャ, 通信プロトコル, モバイルコンピューティング, タイムクリティカル通信等の研究に従事. 工学博士. 電子情報通信学会会員. IEEE 会員.



奥田 隆史 (正会員)

1987 年豊橋技科大学大学院修士課程修了. 同年 (株) セイノー情報サービス入社. 豊橋技科大学助手, 朝日大学助教授を経て, 1998 年愛知県立大学情報科学部助教授, 現在に至る. 通信ネットワーク性能評価等の研究に従事. 工学博士. 計測自動制御学会会員. 経営情報学会会員. OR 学会会員. 電子情報通信学会会員. IEEE 会員.



田 学軍

1991 年中国天津紡績工科大学大学院修士課程修了. 1998 年名古屋工業大学大学院博士課程修了. 同年愛知県立大学情報科学部助手, 現在に至る. ネットワークアーキテクチャ, 通信プロトコル, 環境電磁波の信号処理と評価等の研究に従事. 工学博士. 電子情報通信学会会員. 電気学会会員.