

アドホックネットワークにおける トポロジ依存機能の動的再配置手法

鈴木貴也* 石原進† 水野忠則‡

*静岡大学大学院情報学研究科 †静岡大学工学部 ‡静岡大学情報学部

ネットワークゲームや協調作業では、アプリケーションに参加する端末間の遅延差やデータの一貫性（因果関係）を調停する機能を持つ端末（調停端末）が必要となる。このようなアプリケーションをアドホックネットワークで利用する場合、ネットワーク上のいずれかの端末が調停機能を持つことになる。このとき、ネットワークの中心に近い端末が調停端末になれば、クライアント間の遅延差や最大遅延が小さくなると同時にトラフィックも減少するため、アプリケーションの効率向上して反応がすばやくなる。しかしながら、端末の移動によるトポロジの変化および通信経路の変更の影響により、調停端末がネットワークの中心から大きく外れてしまう可能性がある。そこで筆者らは、常にネットワークの中心に近い端末が調停端末となるようトポロジ変化に対応して調停機能を再配置する手法を提案してきた。本稿では、ルーティングプロトコルとして DSR を用いた場合の影響をシミュレーションにより検証した。

Rearrangement of Topology Dependent Functions on Mobile Ad Hoc Networks

Yoshinari Suzuki* Susumu Ishihara † Tadanori Mizuno ‡

*Graduate School of Information Shizuoka University,

†Faculty of Engineering Shizuoka University, ‡Faculty of Information Shizuoka University

In cooperative works like network games, the mediation host, which mediates delay difference or consistency of data of the application (causal relationship) between hosts that participate in the application, is required. When such applications are used on mobile ad hoc networks, one of the hosts on the network must have function of mediation. At this time, if the host which near the center of the network turns into the mediation host, communication delay and traffic will become small, and efficiency of applications will improve. However, a host cannot stay in one place on the network because of changes of topology by movement of hosts, so the mediation host may locate far from the center of the network. We have proposed a technique for rearranging a mediation host corresponding to topology changes so that the host near the center of the network may turn into a mediation host. In this paper, performance of proposal method was evaluated in case of using DSR (Dynamic Source Routing) as routing protocol on ad hoc networks.

1 はじめに

近年のモバイル端末の普及に伴い、協調作業アプリケーションを携帯端末から利用する機会が増えてきている。一方、無線 LAN や Bluetooth[1], HomeRF[2] などの無線通信技術により、ワイヤレスモバイルアドホックネットワーク環境が実現可能となってきた。将来はこのようなアドホックネットワーク環境においても協調作業アプリケーションが利用されるようになると思われる。

協調作業アプリケーションでは、参加する端末間での遅延格差やデータの一貫性（因果関係）を調停する端末（調停端末）が必要となる。例えば、遅延格差を調停する ICEGEM [3] や、マルチキャスト通信の順序一貫性保証のためにシーケンスサーバを用いる方式などがある。有線ネットワークでは、固定のサーバが調停端末の役割を果たすことが多い。一方、アドホックネッ

トワークではネットワーク上のいずれかの端末が調停端末の役割を担うことになる。この時、ネットワークの中心に近い端末が調停端末となれば通信遅延やトラフィックが減少し、アプリケーションの効率が向上する。よって、中心付近の端末を調停端末とするべきである。しかしながら、端末の移動により頻繁に発生するトポロジ変化の影響で調停端末がネットワークの中心からずれる可能性がある。調停端末が中心からずれると遅延やトラフィックが増加し、アプリケーションの効率が低下する。そこで筆者らは、アドホックネットワークのトポロジに応じてネットワークの中心に近い端末が調停端末となるように、調停端末を再配置する手法を提案してきた [4]。本稿では、アドホックネットワーク上のルーティングプロトコルとして DSR (Dynamic Source Routing) [5] を用いた場合の影響をシミュレーションにより検証した。

2 トポロジ依存機能の動的再配置

2.1 前提とする環境と問題点

2.1.1 トポロジ依存機能

トポロジ依存機能とは、ネットワークのトポロジ変化に応じて現在の端末から別の端末へ配置しなおすことにより、アプリケーションの効率向上につながるような機能をさす。このような機能の例として PIM-SM (Protocol Independent Multicast-Sparse Mode) [6] における Rendezvous Point の切り替えなどがあるが、最も代表的なものが共有ホワイトボードやネットワークゲーム等の協調作業アプリケーションにおける遅延差や因果関係の調停機能である。以後、本稿におけるトポロジ依存機能とは協調作業アプリケーションにおける遅延差や因果関係の調停機能であるとする。

因果関係の調停は、共有ホワイトボードなどの実現に必要であり、全てのメンバ端末におけるパケットの到着順を保証することにより、全てのメンバ端末で矛盾の無い画面表示を実現するなどの目的で行われる。遅延差の調停は、ネットワークゲームなどの実現に必要であり、ネットワーク環境の影響を受けにくい順序制御を行うことにより、メンバのネットワーク環境の差異による不公平を軽減する目的で行われる。また、一般にこれらの調停はネットワーク上の特定の端末で行われる。本稿では調停を行う端末を調停端末と呼ぶ。

有線ネットワーク環境におけるクライアント・サーバ型の協調作業アプリケーションでは、一般に固定のサーバが調停機能を保有している。調停を行うためには、調停に必要なデータがメンバ端末から調停端末へ定期的に送信されなければならない。また、調停端末は調停の結果をメンバ端末へ定期的に送信しなければならない。このように、協調作業アプリケーションでは調停端末とメンバ端末の間で定期的にメッセージが交換される。この時、メッセージの交換間隔が短ければユーザの入力に対するアプリケーションの反応が早くなるなど、アプリケーションの効率が向上する。よってメッセージの交換間隔は可能な限り短い方がよい。メッセージの交換間隔を短くするには、調停端末とメンバ端末との間の通信遅延を小さくしなければならない。以上から、協調作業アプリケーションの効率向上には調停端末とメンバ端末との間の通信遅延を可能な限り小さくする必要があることがいえる。

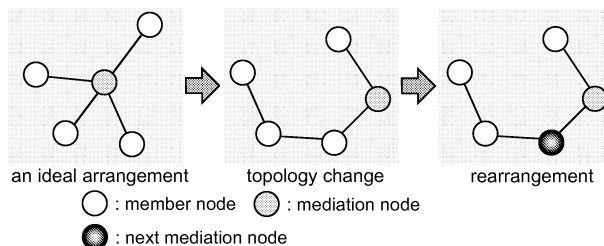


図 1 提案手法の概念図

2.1.2 モバイルアドホックネットワーク上での協調作業アプリケーションの実現

モバイルアドホックネットワークとは、短距離無線通信機能をもつモバイル端末による動的なネットワークであり、以下のような特徴を持つ。

- 固定のインフラが不要
- マルチホップ通信が可能
- 端末の移動によりトポロジ変化が頻繁に発生
- 固定端末（サーバ等）が存在しない場合が多い

サーバ等の固定端末が存在するとは限らないアドホックネットワーク上でクライアント・サーバ型の協調作業アプリケーションを実現するには、ネットワークを構成するいずれかのモバイル端末が調停機能を持つことになる。このとき、ネットワークの中心に近い端末に調停機能を持たせるべきである。なぜなら、中心の端末が調停端末となれば、調停端末とメンバ端末との間の最大遅延やトラフィックが小さくなり、メッセージ交換間隔短縮され、アプリケーションの効率の向上につながるためである。

しかしながら、モバイルアドホックネットワーク環境では端末の移動により頻繁に発生するトポロジ変化の影響により、調停端末が常に中心に位置できるとは限らない。調停端末がネットワークの中心から大きく離れた場合、アプリケーションの効率は大きく低下する。提案手法では、現在の調停端末がネットワークトポロジの変化を察知し、自分よりネットワークの中心に近い端末が調停端末となるよう、トポロジに応じて調停機能を再配置するものである（図 1）。これにより、トポロジ変化によるアプリケーションの効率低下を防止する。

2.1.3 前提アプリケーション

提案手法では協調作業を行うネットワークアプリケーションのうち、以下のような性質をもつアプリケーション

ンを対象とすることを前提としている。

- メッセージ交換が比較的頻繁に発生
- メッセージの交換間隔の短縮により効率が向上する（ユーザの操作に対する反応速度が早くなるなど）
- メッセージ交換は調停端末と全てのメンバとの間で発生
- メンバは調停端末から送信されるメッセージの受信をきっかけに調停端末へメッセージを送信

このような性質を持つネットワークアプリケーションの代表的なものとしてネットワークゲームが挙げられる。

2.2 制御メッセージ

提案手法では2種類のメッセージを使用する。一つを下りメッセージと呼び、もう一つを上りメッセージと呼ぶ。

下りメッセージは調停端末からメンバへ送信されるメッセージで、調停機能の再配置先となる端末のアドレスが含まれる。上りメッセージは下りメッセージに対する応答としてメンバから調停端末へ送信されるメッセージで、送信した端末から調停端末までの経路に関する情報が含まれる。

下りメッセージは全てのメンバ端末からの上りメッセージの到着後に送信され、上りメッセージは下りメッセージ受信後に送信される。この時、いずれのメッセージもアプリケーションのデータとともに定期的に送信される。よって、提案手法により新たなトラヒックが発生することはない。また、調停端末は上りメッセージに含まれる経路情報を利用してトポロジ変化を検知し、再配置先を決定する。

2.3 前提条件

提案手法では再配置の実現のために以下のような前提条件を仮定している。

- 条件 1. 全端末は同一のアプリケーションを利用
- 条件 2. 全メッセージは調停端末のアドレスを保持
- 条件 3. 総端末数は増減しない
- 条件 4. ユニキャストメッセージは経路情報を保持
- 条件 5. 経路情報から全域木を生成でき、全域木から再配置先を導出可能

条件 1 は任意の端末が調停端末となり得ることを保証するものである。

条件 2 は全てのメッセージは調停端末へ向かうものか、調停端末から送信されるものであることを示す。

条件 3 はアプリケーションの実行中に新たに端末がグループに加入したり、端末が途中でグループから脱退することがない、ということを示している。

条件 4 はメンバ端末から調停端末へ至る経路に関する情報を、調停端末が知ることができることを示している。モバイルアドホックネットワーク用のルーティングプロトコルである DSR (Dynamic Source Routing) [5] では、データパケットのヘッダにパケットの送信に利用される経路の情報が含まれる。ルーティングプロトコルとして DSR を用いることができれば、比較的簡単に経路情報を取得できる。

条件 5 はトポロジが変化した場合の調停端末の再配置先の導出に経路情報を利用した全域木を用いることを示すものである。

2.4 再配置先の決定

再配置先の決定は次のような方針で行う。調停端末は上りメッセージに含まれる経路情報を利用して連結グラフを生成する。次に、この連結グラフに対して調停端末に当たるノードを始点とした幅優先探索を行うことにより閉路を排除し、全域木を生成する。最後に、「ネットワークの端」にあたる葉のノード（一つしかリンクを持たないノード）を一段ずつ消去して行くとノードが1つだけ残る。このノードを再配置先端末とする。但し、最後に2つのノードが残った場合、グループ内での ID (IP アドレスなど) が小さい方が再配置先端末となる。

2.5 調停機能の再配置

調停端末再配置の大まかな流れは以下のようなものである。

1. 調停端末は上りメッセージに含まれる経路情報からトポロジを把握
2. 調停端末は把握したトポロジから調停機能を再配置する端末を検出
3. 調停端末は下りメッセージを利用してメンバに再配置先を通知

調停端末再配置の詳細手順は以下ようになる（図 2）。

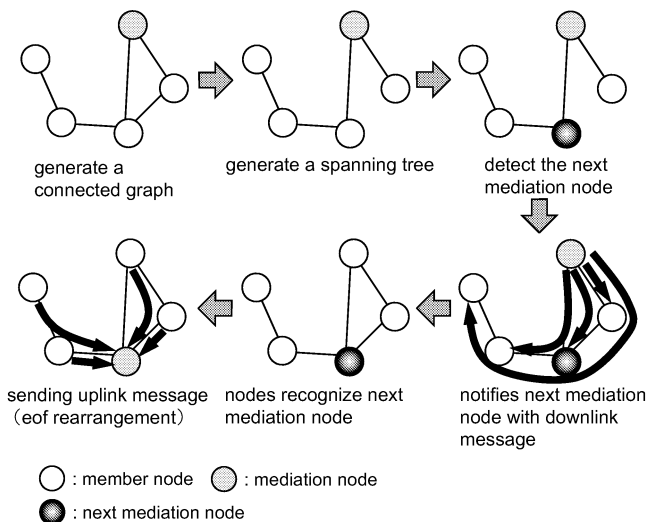


図 2 再配置の手法

1. 調停端末は上りメッセージに含まれるメンバ端末と調停端末の間の経路情報を利用して連結グラフを生成
2. 調停端末は連結グラフから幅優先探索により全域木を生成
3. 調停端末は全域木から再配置先端末を導出
4. 調停端末は下りメッセージを利用してメンバに再配置先端末を通知
5. メンバは下りメッセージ受信時に再配置先端末を認識
6. 再配置先端末は下りメッセージ受信後に調停を開始
7. メンバは再配置先端末へ上りメッセージを送信(再配置完了)

グループ内での ID (IP アドレスなど) が最小の端末が最初の調停端末となる。

調停端末が求めた再配置先端末のアドレスは下りメッセージによってメンバに通知される。メンバ端末は、下りメッセージにより通知される再配置先端末のアドレスに対して上りメッセージを送信する。よって、再配置先端末が現在の調停端末と異なる端末であった場合にのみ実際の再配置が行われる。

3 評価

提案手法の適用により調停端末とメンバ端末との間の遅延の減少と、同一時間内で送受信される上りメッセー

ジと下りメッセージの数の増加が期待できる。ns2[7] を利用したシミュレーションで提案手法の効果を検証した。

3.1 ルーティングプロトコル

DSR では送信されるデータパケットに送信元から宛先までの経路が含まれる。この情報を宛先端末で取り出すことにより、宛先端末は送信元端末から宛先端末までの経路を知ることができる。つまり、上りメッセージの宛先である調停端末は、上りメッセージの送信に利用される経路の情報を知ることができる。上りメッセージは全ての端末から送信されるので、調停端末は全ての端末に関する経路情報を収集することができる。このように、ルーティングプロトコルとして DSR を用いることで上りメッセージを利用した経路情報の収集を比較的容易に実現可能となる。よって、本稿の評価ではルーティングプロトコルとして DSR を用いた。

3.2 DSR による影響

DSR では、送信元端末から宛先端末までの経路 (Source Route) を得るために、送信元端末は Route Discovery を行う。Route Discovery は送信元端からの要求 (Route Request) に宛先端末が応答する (Route Reply) という流れを基本としている。また、宛先端末までの経路をキャッシュ (Route Cache) に保持している端末も Route Reply を行うことができる。よって DSR は、

- a) Source Route は最適な経路であるとは限らない
- b) Source Route から把握可能なトポロジと実際のトポロジとが異なる
- c) Route Cache による経路が常に利用可能とは限らない

という性質を持つ。a) の例として次のような場合が考えられる。端末 A が通信範囲外にいる端末 B へデータを送るために端末 B への経路を検出した後、移動により B が A の通信範囲内に入ると、A から B への経路は最短でなくなる (図 3)。b) は a) と同様の例で考えることができる。c) は a) とは逆のパターンとなる。つまり、端末 A が端末 B へデータを送信する場合、A の Route Cache に保持されている経路 (A-C-B) に従って送信しようとする。この時、端末 C が A の通信範囲の外へ移動していると、A は B へ送信できない (図 4)。これらの性質により、

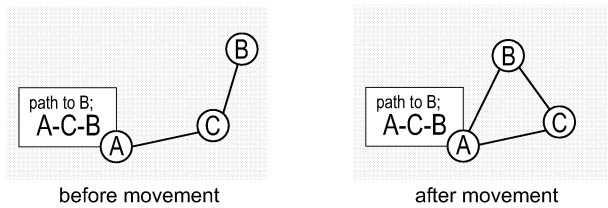


図 3 Source Route が最短ではなくなる例

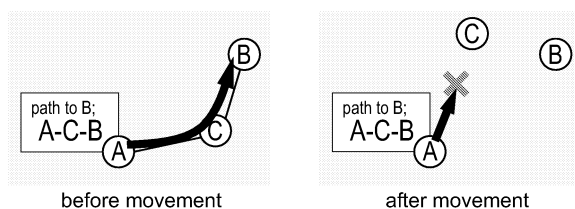


図 4 Route Cache による経路が利用できない例

1. 再配置先端末は最適なものにならない
2. 経路が利用不能であった場合、経路の再発見が必要となる

という問題点が発生する。これらの問題点により、調停端末が常に最適な端末であるとは限らなくなり、調停端末とメンバ端末間の通信遅延やトラフィックが増加する、という影響が出ると考えられる。

本稿では、以上述べてきたような DSR を利用することによる影響に関して評価を行う。

3.3 シミュレーションモデル

シミュレーションには Linux 上で動作する ns-2[7] を利用した。評価項目は通信遅延の変化とトラフィックの変化である。通信遅延の変化を評価するために最大遅延の平均値を計測し、トラフィックの変化を評価するために RREQ パケットの生成数を計測した。最大遅延の平均値とは、下りメッセージが送信されてから受信されるまでの遅延と上りメッセージが送信されてから受信されるまでの遅延の合計を端末ごとに計測し、その最大値を求め、平均化した値である。

3.3.1 移動モデル

移動モデルは次のようなものとした(図)。 $L \times L$ の正方形の領域 ($L: 100[m] \sim 1000[m]$ まで $50[m]$ ずつ増加) に点在する 20 個の端末が random waypoint モデルに従って移動を行う。それぞれの端末はトランスポート層 UDP, MAC 層 IEEE802.11 で通信可能である。

3.3.2 Random Waypoint モデル

Random Waypoint モデル [8] とは以下のようなアルゴリズムにより個々の端末が移動を行うモデルである。

1. 移動領域内から目的地をランダムに選択
2. $0 \sim$ 最大速度 V_{max} の間から一様分布により移動速度を決定
3. 目的地へ向けて移動
4. 目的地へ到着後, pause time 秒間停止
5. 1 へ戻る

3.3.3 シミュレーション上の条件

上記のモデルでは端末間の接続性は必ずしも保障されない。そこで、アプリケーションレベルで総端末数の増減(端末の途中加入・脱退)がないことを保証するために、シミュレーション上の条件として、調停端末での上りメッセージの待ち合わせにタイムアウトを設定した。タイムアウト時間は $0.3[\text{sec}]$ とした。タイムアウト発生時、調停端末は上りメッセージが届いていない端末に対して上りメッセージの再送を要求する。再送要求後に再びタイムアウトが発生した場合、全ての端末からの上りメッセージは破棄されるものとした。

3.3.4 パラメータと計測値

以下にシミュレーションのパラメータを示す。

- 正方領域の一辺の長さ $L: 100[m] \sim 1000[m]$ まで $50[m]$ ずつ増加
- 移動シナリオ: random waypoint
 - 端末数: 20
 - 端末最大移動速度 $V_{max}: 2.0[m/s], 16.0[m/s]$
 - pause time $p: 1.0[\text{sec}]$
- 移動シナリオ数: 移動パターンの異なるシナリオを各 L につき 10 ずつ適用
- 実行時間(シミュレーション時間): $500[\text{sec}]$
- トランスポート層: UDP
- MAC 層: IEEE802.11
- 通信範囲: $250[m]$

以上のようなパラメータを設定し、

- a) 提案手法により調停機能の再配置を行った場合
- b) 再配置を行わなかった場合
- c) 端末の物理的な位置により再配置を行った場合のそれぞれについて最大遅延の平均値と RREQ パケットの生成数を計測した。

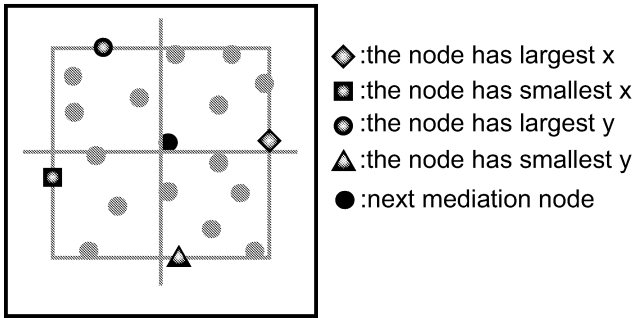


図 5 物理的な位置による再配置先の決定

3.3.5 物理的な位置による再配置

厳密な手法により理想的な再配置先を決定しようとすると手順が非常に複雑になるので、本稿の実験では理想的な再配置先を決定するための簡略な手法として物理的な位置による再配置先の決定手法を用いている。物理的な位置による再配置とは、調停端末に全てのメンバ端末から上りメッセージが到着した時点での全ての端末の物理的な位置から再配置先を決定するものである(図5)。図(5)のように端末が偏り無く配置している場合、この手法により求められた端末は全ての端末から最も少ないホップ数で到達できる端末であり、理想的な再配置先に比較的近くなる。ただし、端末がのほとんどが一箇所に偏って存在し、数個の端末が遠く離れた場所に点在しているような場合は、理想的とはいえない端末が再配置先として選ばれる可能性がある。

物理的な位置による再配置先は、以下のような手順で決定される。

1. 全上りメッセージ到着後、全ての端末の座標を求める
2. x座標、y座標それぞれについて、最小の値をもつ端末と最大の値を持つ端末を求める
3. 各辺に2で求めた4つの端末が乗るような四角形を求める
4. 3で求めた四角形の中心を求める
5. 4で求めた中心に最も近い位置の端末を再配置先とし、下りメッセージで通知する

3.3.6 結果 1: 端末の移動速度が低い場合 ($V_{max} = 2.0[m/s]$)

3.3.7 最大遅延の平均値

図6は $V_{max}=2.0[m/s]$ の場合の最大遅延の平均値を示している。グラフの横軸は正方領域の一边の長さ $L[m]$ 、縦軸は最大遅延の平均値である。

図6より、 L が小さい場合は結果に差は見られないが、 L がある程度の大きさになると、調停機能の再配置を行わない場合は他の場合と比べて遅延が大きくなることが分かる。このことは、再配置を行うことで遅延が小さくなることを示している。ただし、 L が小さい場合は全ての端末が互いの通信範囲内に入ってしまう。このような環境では、全ての端末から任意の端末まで1ホップで到達できてしまうため、再配置の有無や再配置の手法による差はみられない。

物理的な位置による再配置先へ再配置される場合と再配置が行われない場合とを比較すると $0.02[sec] \sim 0.04[sec]$ の差が見られる。一方、提案手法による再配置と再配置が行われない場合の比較では、 $0.01[sec] \sim 0.04[sec]$ の差が見られる。このことから、理想的な位置への再配置と提案手法による再配置を比較すると、提案手法は理想的な位置へ再配置される場合の50%程度の性能であることがわかる。但し、移動範囲が大きくなるにつれてその差は縮まり、 $L=800[m]$ 以降では差は殆んどなくなっている。従って、領域が広がるほど提案手法の遅延に対する効果は上昇するといえる。

3.3.8 RREQ パケット送信数

図7は $V_{max}=2.0[m/s]$ の場合のRREQパケット送信数を示している。グラフの横軸は正方領域の一边の長さ $L[m]$ 、縦軸は最大遅延の平均値である。

図7より、 L が小さい場合は結果に差は見られないが、 L がある程度の大きさになると、調停機能の再配置を行わない場合は他の場合と比べてRREQパケットの送信数が大きくなることが分かる。このことは、再配置を行うことでRREQパケットの送信数を抑制できることを示している。 L が小さい場合は、全ての端末が互いの通信範囲内に入ってしまう、全ての端末から任意の端末まで1ホップで到達できてしまうため、再配置の有無や再配置の手法による差はみられない。

3.4 結果 2: 端末移動速度が高い場合 ($V_{max} = 16.0[m/s]$)

3.4.1 最大遅延の平均値

図8は $V_{max}=16.0[m/s]$ の場合の最大遅延の平均値を示している。

グラフの傾きが急になり、最大値が大きくなっている点を除いて、 $V_{max}=2.0[m/s]$ の場合(図6)と同様

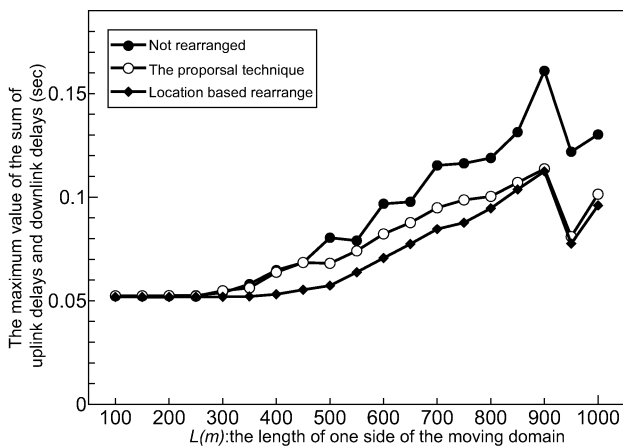


図 6 最大遅延の平均値 ($V_{max}=2.0[m/s]$)

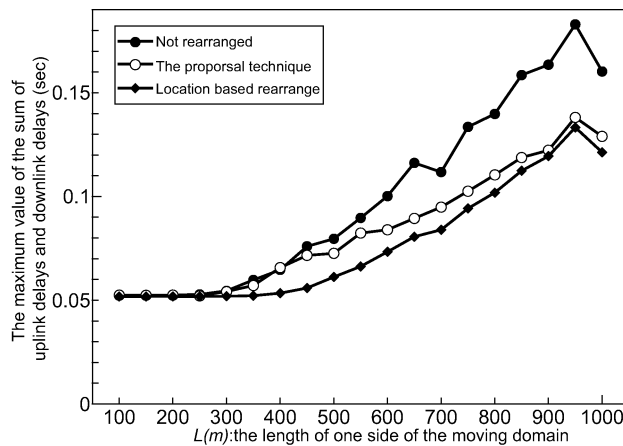


図 8 最大遅延の平均値 ($V_{max}=16.0[m/s]$)

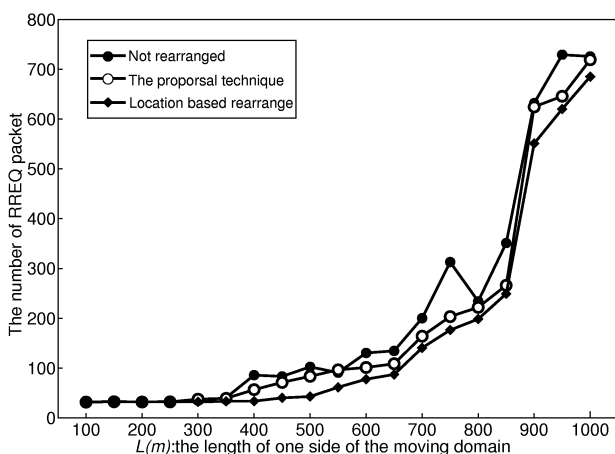


図 7 RREQ パケット送信数 ($V_{max}=2.0[m/s]$)

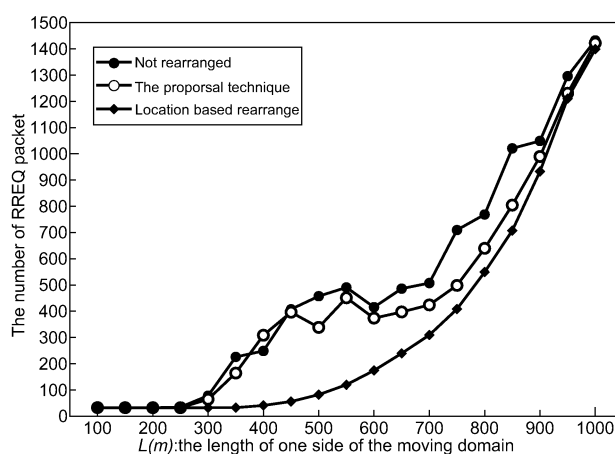


図 9 RREQ パケット送信数 ($V_{max}=16.0[m/s]$)

の結果となった。つまり、提案手法は理想的な位置へ再配置される場合の 50%程度の性能であり、また提案手法は遅延に関しては領域が大きい (L の値が大きい) 状況でより効果的であるといえる。

しかしながら、提案手法による再配置の結果が理想的な位置への再配置の結果により早い段階で近づく傾向が見られる。このことから、端末の移動速度が速いほど、提案手法の遅延に対する効果は高くなる。

3.4.2 RREQ パケット送信数

図 9 は $V_{max}=16.0[m/s]$ の場合の RREQ パケット送信数を示している。

図 9 より、 L が小さい場合は結果に差は見られないが、 L が程度の大きさになると、提案手法による再配置を行った場合と再配置を行わなかった場合の値が位置を基準とした再配置と比べて大きくなっていることが分かる。特に、 L が $350[m] \sim 700[m]$ の間は大きな差

が開いている。また、図 8 と比較すると、RREQ パケットの発生数自体も増加していることが分かる。これは、端末の移動速度が速くなったことによりトポロジ変化がより頻繁に発生するようになり、RouteCache の有効性が低くなっているためであると考えられる。

しかしながら、 $L=800[m]$ 程度になると、提案手法による再配置の結果は理想的な位置への再配置の結果に近い値をとるようになる。このことから、端末の移動速度が速い場合でも領域が大きくなれば提案手法により RREQ パケットの送信を抑制することができるという。

3.5 まとめ・考察

実験の結果をまとめると、次のようになる。

- 通信範囲に対して十分広い移動領域であれば提案手法による調停端末の再配置は通信遅延の改善に

有効である

- 端末の移動速度が遅い(トポロジ変化が鈍い)場合よりも端末の移動速度が速い(トポロジ変化が激しい)場合の方が提案手法による効果が得やすい
- 領域が狭い(L の値が小さい)場合よりも領域が広い(L の値が大きい)場合の方が提案手法による効果が得やすい

よって、提案手法は広い領域である程度の速度の端末が提案手法で想定するようなメッセージフローが発生するようなアプリケーションを実行する場合に最大遅延を減少させ、制御パケット数のある程度減少させるという効果がある。

しかしながら、最大遅延を減少させる効果と比べて制御パケット数を減少させる効果は小さいものとなっている。これは、最初のデータ送信時に Route Cache による経路を利用して送信しようとするもののその経路を利用できず、再び RouteRequest をやり直す、という現象が発生しているためと考えられる。

4 おわりに

アドホックネットワークのトポロジに応じて調停機能を最適な端末へ動的に再配置する方式を提案し、通信に用いられる経路の情報から再配置先を決定する手法(提案手法)を用いた場合と理想的な位置に近い端末に再配置される場合、および再配置が行われない場合について、通信遅延と制御パケット(RREQ パケット)の送信数を計測し、ルーティングプロトコルとして DSR を用いた場合の性能評価と、ルーティングプロトコルによる影響を検証した。

その結果、提案手法は広い領域である程度の速度の端末が提案手法で想定するようなメッセージフローが発生するようなアプリケーションを実行する場合に最大遅延を減少させ、制御パケット数のある程度減少させる、という効果があることが確認できた。また、DSR の RouteCache の影響と思われる制御パケットの増加が確認された。

今後は再配置先発見にかかる時間など、再配置に関わるコストについての評価を行うとともに、AODV など SourceRoute が利用できないルーティングプロトコル上でも提案手法を用いることができるよう、SourceRoute に依存しないトポロジ把握の手法について検討していきたい。

参考文献

- [1] Bluetooth: <http://www.bluetooth.com>
- [2] HomeRF: <http://www.home-rf.com>
- [3] 石川貴士, 石原進, 井手口哲夫, 水野忠則: 遅延差のあるネットワークにおけるメンバ間公平性保証方式の特性評価, 情報処理学会論文誌, Vol. 42, No. 7, pp. 1817-1827 (2001.7)
- [4] 鈴木貴也, 石原進, 水野忠則: アドホックネットワークにおける調停端末の動的再配置-DSR による性能評価- 情報処理学会第 63 回全国大会講演論文集(分冊3), pp. -(2001.9)
- [5] David B.Johnson, David A.Maltz, Yih-Chun Hu, Jorjeta G. Jetcheva: The Dynamic Source Routing Protocol for Mobile Ad Hoc Networks, *Internet-Draft*, draft-ietf-manet-dsr-05.txt, (2001.3.2).
- [6] Bill Fenner, Mark Handley, Hugh Holbrook, Isidor Kouvelas: Protocol Independent Multicast - Sparse Mode (PIM-SM):Protocol Specification (Revised) *Internet-Draft*, draft-ietf-pim-sm-v2-new-03.txt, (2001.6.20)
- [7] ns-2: <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>
- [8] Yih-Chun Hu, David B.Johnson: Caching Strategies in On-Demand Routing Protocols for Wireless Ad Hoc Networks *MobiCom 2000, PROCEEDINGS OF The Sixth Annual International Conference on Mobile Computing and Networking*, pp. 231-242 (2000.8.6-11)