

アドホックネットワークにおけるアドレス割当手法の提案

石本 一生[†] 植田 和憲^{††}

†† 高知工科大学基盤工学専攻電子・光システム工学コース 〒782-8502 高知県香美市土佐山田町宮ノ口185
E-mail: †105302t@gs.kochi-tech.ac.jp, ††ueda.kazunori@kochi-tech.ac.jp

あらまし アドホックネットワークは1990年代末以降活発に研究がなされてきた。現在、アドホックネットワークの課題として経路探索に伴うノード検索パケットによるネットワーク帯域の消費がある。この問題に対する一つの解決手法としてノードに位置情報としての意味を持たせ、それを基にルーティングを行う Greedy ルーティングプロトコルと呼ばれるプロトコル群がある。Greedy ルーティングプロトコルでは位置情報を基にルーティングを行うためルーティングアルゴリズムとは別にネットワーク内の端末にアドレスを割り当てる機構が組み込まれている場合があるが、既存手法では位置情報として地理的な情報を元にしていないためノード間の接続状況を反映したものとはならない。そこで本報告ではノードの位置情報と接続情報を考慮することで既存の割当手法に比べ破棄パケットの発生を低減する手法を提案する。

キーワード MANET (Mobile Ad-hoc Network), Greedy ルーティングプロトコル, アドレス割当

Proposal of a addressing mechanism for ad-hoc network

Issei ISHIMOTO[†] and Kazunori UEDA^{††}

† Electronic and Photonic System Engineering Course, Graduate School, Kochi University of Technology
Miyanokuchi 185, Tosayamada-machi, Kami-city, Kochi, 782-8502 Japan
E-mail: †105302t@gs.kochi-tech.ac.jp, ††ueda.kazunori@kochi-tech.ac.jp

Abstract From the end of 1990's, lots of researchers have discussed the ad-hoc networks. We consider that searching node packets to establish a path to a destination node in ad-hoc networks consume network bandwidth. Several Greedy forwarding protocols, which are based on information of node location, have been proposed to solve this problem. Greedy forwarding protocol usually has addressing mechanism that assigns IP address according to location information of nodes. However, the information of existing techniques does not reflect link state. In this report, we propose a mechanism for addressing, which lowers rate of loss packets than existing mechanism with the position information reflection of link state.

Key words MANET (Mobile Ad-hoc Network), Greedy Forwarding Protocols, addressing

1. ま え が き

現在、我々の社会はインターネットや携帯電話を無くしては成り立たないと思えるほどネットワークによるコミュニケーションを多用している。これらのネットワークの目的の一つは「時や場所を選ばずに誰とでも」コミュニケーションを取ることである。先に挙げたネットワーク形態に共通している要素として固定的なインフラの存在がある。しかし、このようなインフラ依存のネットワークは先にあげた目的のうち、「場所」という点で制約が発生してしまう。

そのようなインフラ依存のネットワークに対し、インフラ非依存のネットワーク形態として、アドホックネットワークがある。アドホックネットワークとは「移動端末によって一時的に

形成され、固定的なインフラや集中管理機構が無い無線ネットワーク」であり、またアドホックネットワークはユビキタシステムにおける重要な要素と考えられている [1]。現在、アドホックネットワークにより提供されるさまざまなサービスが考えられており、例えばイベント会場において位置情報を基にしたサービス [2] や災害時の一時的なインフラとしての利用 [3] などがあげられる。

しかし、アドホックネットワークに関しては解決すべき多くの課題が存在している。このうち、活発に議論がなされ、また標準化作業も進行中である分野の一つとして経路制御があげられる [1]。アドホックネットワークでの主要な経路制御手法としては AODV [4]、OLSR [5] などがある。これらの主要なルーティングプロトコルでは隣接ノード群への制御パケットがそれ

らのノードによって更にその隣接ノードへ送信される。この時、宛先ノードまで届かずに破棄されてしまうパケットも発生してしまうが、ネットワーク帯域や端末リソースの制限が厳しいアドホックネットワークではこのような事態の発生を極力抑えることも重要である。

このような問題に対して Greedy ルーティングプロトコルとして分類される、隣接ノードの情報（主に位置情報）のみを見てその隣接ノードの中から次ホップを決定する手法が提案されている [6]。Greedy ルーティングプロトコルではネットワーク上のノードが位置情報を持っていることを前提としており [2], [6]~[8]、これは事前に何らかのかたちで位置情報を決定する機構がルーティング機構とは別に必要であることを示している。この位置情報をアドレスにマッピングする手法として GLS (Grid Location Service) [7]、STA (Spatio-Temporal Address) [8] などがある。これらの手法は共に GPS 等を用いて得た地理的な情報を基にノードへアドレスを割り当てている。しかし、このように得た位置情報はネットワークのリンク状況、つまりノード間の接続状況を反映したものでは無いため、Greedy ルーティングプロトコルにおいてパケットが宛先まで届かずに破棄されるデッドエンドと呼ばれる問題が発生してしまう。

そこで、本報告では Greedy ルーティングプロトコルを前提とした、接続状況を基にしたアドレス割当手法を提案する。本手法では接続状況を元に位置情報の決定を行うためデッドエンドの発生が低減され、ネットワーク帯域や端末リソースをより有効に利用できると考えられる。

次章以降では、まず Greedy ルーティングとアドレス割当の基本的な考え方について述べ、次に既存手法について述べた後、提案手法の理論的説明と検証、まとめの順序で記述していく。

2. 関連技術

アドホックネットワークを構成する各ノードは移動端末であり、頻りに移動すると考えられるため、そのネットワークトポロジも時々刻々と変わっていく。このため、距離ベクトルやリンク状態に基づいた既存のルーティングプロトコルではアドホックネットワークで頻りに発生するリンク状態の変化をとらえることができない [9]。アドホックネットワークにおけるルーティングではこういった問題も考慮する必要がある。

アドホックネットワークのためのルーティングプロトコルは構造的特徴からフラット型、階層型、位置情報補助型、複数経路型等に分類されている。AODV、OSLR はフラット型に分類され、さらにそれぞれがリアクティブ型、プロアクティブ型に分類される [1]。

このフラット型に分類される多くのルーティングプロトコルは経路探索パケットのフラッディングにより経路の確立を行う。例えば、AODV ではメッセージ送信の必要が発生した時点で、隣接ノードへ RREQ (Route Request: 経路要求) パケットをブロードキャストする。隣接ノードはさらに自身の隣接するノードへ RREQ パケットを転送していく。これは宛先、または十分に新しい経路を持つ中継ノードが発見されるまで繰り返される。AODV ではシーケンス番号を使用することで全経路がルー

ブしないこと、また最も新しい経路情報を保持することを保証している。

しかし、AODV のようなフラッディングにより経路確立を行う場合、制御パケット破棄が頻りに発生してしまう。この問題に対し、上記分類のうち、位置情報型プロトコルは経路情報の一つとして各ノードの位置情報を用いていることで対処している。この内、特に GEDIR [10]、GPSR [11] などのようにパケット転送時の次ホップを隣接ノードの中から宛先ノードとの位置関係が最短のものとするプロトコル群を Greedy ルーティングプロトコルと呼ぶ。

この Greedy ルーティングプロトコルのうち、GEDIR は転送ノードはパケット転送の際に隣接ノードの位置情報を取得した後、その値を基に宛先ノードとの距離を計算し次ホップを決定する。ただし、宛先ノードまでの経路が存在するにも関わらず、宛先ノードが転送ノードの隣接ノードでなく、いずれの隣接ノードも宛先ノードとの距離が転送ノードのそれよりも大きな値の場合においては、パケットが破棄されてしまうデッドエンドという状態になる。

GEDIR ではデッドエンドに対処されていないが、GPSR と呼ばれるルーティングプロトコルでは、該当端末が存在しない場合には右回りに次ホップを選択していくことでデッドエンドを回避する。アドレス割当手法としてデッドエンドに対処している。GPSR では各ノードへのアドレス割当手法として後述の GLS [7] を想定している。

ここから、位置情報をアドレス情報に含めたとしても Greedy ルーティングアルゴリズムには影響が無いものとして話を進める。

アドレス情報に位置情報が含まれているとすると、アドレスをいかに割り当てるかということが問題となってくる。現在アドレス割当には幾つかの手法が提案されている [7], [8] が、どの手法においても下記の三つのフェーズが必要と考えられている。

- アドレス取得フェーズ (Address Allocation: AA): ネットワークに新規に参加する端末がアドレスを取得する
 - アドレス検証フェーズ (Duplicate Address Detection: DAD): 取得したアドレスがネットワーク内において一意性を保持しているかを検証する
 - アドレス再利用フェーズ (Address Reclamation: AR): ネットワークから離脱する際に使用していたアドレスをネットワークに対して開放し、再利用を促す
- AA 機構にはランダムに割り当てる手法や GPS などを用いて得た地理情報を基に割り当てる手法等がある。次に DAD 機構ではフラッディングによりネットワーク全体としての一意性を検証する手法が考えられるが、これでは Greedy ルーティングを用いる事のアドバンテージである少ない制御パケットに反してしまう。このため DAD 機構は例えば後述する STA では隣接ノードとの間でのみ検証を行うなどして効率化を図っている。
- 各ノードの位置情報を元にアドレスを割り当てていく手法には GLS (Grid Location Service)、STA (Spatio-Temporal Address: STA) [8] 等がある。

GLS は GPSR での利用を前提に考え出されたアドレス割当

手法である。GLS ではロケーションサーバと呼ばれるノードの位置情報を基にアドレス割当を行うノードを想定し、ネットワークの他のノードはロケーションサーバからアドレスを割り当ててもらう。このとき、フィールドを方形に区切り、各ロケーションサーバの有効範囲をその範囲内に定めている。このように区切られた方形は階層構造をなしており、隣接する方形は同一の親に属している。

STA 手法では、AA 機構として複数のノードが同時刻、同位置に存在し得ないという時空間における唯一性を利用することで、STA と呼ばれる一意なアドレスを算出している。ただし、IP アドレスの一意性は時空間情報の粒度に大きく左右されるため、DAD 機構は必須となる。STA 手法での DAD 機構は位置情報の粒度が各ノードの通信半径以下に詳細である場合には DAD は隣接ノード間のみで実行すれば十分であることを利用して簡略化されている。STA 手法における DAD 機構では、まず、スタータと呼ばれる新たに STA を取得しようとする端末が、その一意性検証のため周辺端末に対して STA を記載した割当要求 (Allocation REQuest : AREQ) をブロードキャストし、待機状態となる。次に AREQ を受信した隣接端末 (STA 手法ではリゾルバと呼ばれる) は、自身の STA とスタータの STA の比較を行い重複していなければエラービットを解除した割当応答 (Allocation REPLY : AREP) をスタータに向けて返信する。この時、衝突が発生した場合にはリゾルバ自身の STA が既に決定済みか否かを検証する。既に DAD 機構を実行済みで STA が決定されている場合にはリゾルバに STA 使用の優先権があるとし、エラーをスタータに送信する。また DAD 機構が完了していない場合は、更にスタータとの速度の比較を行い、スタータの速度が早い場合にはリゾルバに優先権があるとし、エラーを返す。逆に、スタータの速度が遅い場合にはスタータに優先権があるとしノンエラーを送信し、リゾルバ自身が STA の再設定を行う。スタータは待ち時間が終了した時点でエラーを受信したか否かを検証し、エラーが発生していなかった場合には始めに算出した STA を決定する。またエラーが発生した場合には、再度 STA を算出し、同様の操作を繰り返す。

これまでに述べてきた様に既存の IP アドレス割当手法は物理的な空間の情報を基に割当を行っている。しかし、Greedy ルーティングでは物理的な空間の情報を基にルーティングを行った場合にはデッドエンドが発生してしまう。次章以降では各ノードの接続性を基に IP アドレスを割当てていくことにより、同一ネットワークにおいて一意で、そのアドレスから算出した位置関係を基に Greedy ルーティングを行ったとしてもデッドエンドの発生を低減できる手法に付いて述べる。

- アドレス取得フェーズ (Address Allocation : AA) : ネットワークに新規に参加する端末がアドレスを取得する
- アドレス検証フェーズ (Duplicate Address Detection : DAD) : 取得したアドレスがネットワーク内において一意異性を保持しているかを検証する
- アドレス再利用フェーズ (Address Reclamation : AR) : ネットワークから離脱する際に使用していたアドレスをネットワークに対して開放し、再利用を促す

AA 機構にはランダムに割り当てる手法や GPS などを用いて得た地理情報を基に割り当てる手法等がある。次に DAD 機構ではフラッディングによりネットワーク全体としての一意性を検証する手法が考えられるが、これでは Greedy ルーティングを用いる事のアドバンテージである少ない制御パケットに反してしまう。このため DAD 機構は例えば後述する STA では隣接ノードとの間でのみ検証を行うなどして効率化を図っている。

各ノードの位置情報を元にアドレスを割り当てていく手法には GLS (Grid Location Service) [7]、STA (Spatio-Temporal Address : STA) [8] 等がある。

GLS は GPSR での利用を前提に考え出されたアドレス割当手法である。GLS ではロケーションサーバと呼ばれる位置情報を基にアドレス割当を行うノードを想定し、ネットワークの他のノードはロケーションサーバからアドレスを割り当ててもらう。

STA では、AA 機構として複数のノードが同時刻、同位置に存在し得ないという時空間における唯一性を利用することで、一意な IP アドレスを算出している。ただし、IP アドレスの一意性は時空間情報の粒度に大きく左右されるため、DAD 機構は必須となる。STA での DAD 機構は位置情報の粒度が各ノードの通信半径以下に詳細である場合には DAD は隣接ノード間のみで実行すれば十分であることを利用して簡略化されている。STA は厳密にアドレスの一意性得ることを目的として考えられている。

これまでに述べてきた様に既存の IP アドレス割当手法は物理的な空間の情報を基に割当を行っている。しかし、Greedy ルーティングでは物理的な空間の情報を基にルーティングを行った場合にはデッドエンドが発生してしまう。次章以降では各ノードの接続性を基に IP アドレスを割当てていくことにより、同一ネットワークにおいて一意で、そのアドレスから算出した位置関係を基に Greedy ルーティングを行ったとしてもデッドエンドの発生を低減できる手法に付いて述べる。

3. 提案手法

今回提案する手法はネットワークポロジを基にアドレスを割り当てることによってデッドエンドの発生を低減することが目的である。そのために物理的な位置ではなく、ネットワークポロジにおける位置関係を基にアドレスを割り当てていく。

本手法における基本的なアイデアは、ネットワークにおける各ノードの関係を任意のノードをルートとしたツリーにより表現可能とし、形成されるツリーがアドレスによってソートされていること、またあるノードから別のノードへのホップ数はツリーにおいてもそのまま表現されるようにアドレスを割り当てていくことである。ここでルートとなるノードはあくまで自分を中心とした各ノードとの関係ツリーにおけるルートであって、他のノードからみた場合には子ノードとして見られることになる。ここでのルートノードとはネットワークに対し絶対的な存在ではなく、あくまで相対的なルートである。つまり、GLS などにおける Location Server ようなものは存在せず、各ノードが自律的に他のノードと協調していくなかでアドレスが決定さ

れるということである。

より具体的な説明に入る前に簡単に用語を定義しておく。まず、任意のノードをルートとするツリーにおけるあるノードと隣接関係にあるノードをツリー隣接ノードとして、アドホックネットワークで一般に言われる隣接ノードと区別する。

- 隣接ノード：任意のノード M の通信可能範囲にいるノードは M の隣接ノードである
- ツリー隣接ノード：ツリーにおいてノード M と親、または子の関係にあるノード
- ルートノード：ツリーのルートとなるノード
- 移動ノード：ネットワークに新規に参加するノード

移動ノード M はネットワークへ新規に参加するときに、ルートノードとなり得るノードを自身の隣接ノードから選択する。選択されたルートノードは図 2、3、4、5 から現在の割当状態に適応したパターンを選択し、各パターンに応じた割当を行う。各パターンは、

- (1) 図 2 のパターン：ノード M から見て、ルートノードとそのツリー隣接ノードが共に自身の隣接ノードである場合
- (2) 図 3 のパターン：ルートノードのツリー隣接ノードが一つで、ノード M の隣接ノードがルートノードのみである場合
- (3) 図 4 のパターン：パターン 2 において、ルートノードのツリー隣接ノードが二つの場合
- (4) 図 5 のパターン：パターン 3 において、ルートノードのツリー隣接ノードが三つ以上の場合

ネットワークにおけるそれぞれのノードは上記の各パターンに応じてツリーを再構築していく。

ここから今回の手法のより具体的な説明に入っていく。まず、十分に成長したネットワークにおける各ノードの関係を表したツリーを図 1 に示す。このツリーでは図の左から右に向かってアドレスの値が大きくなっている。つまり、最も左に位置するノードと最も右に位置するノードはかなり遠い位置関係にあることを表している。ここで注意しておきたいことは、任意のノード間の距離は単にアドレスで決まるものではなく、実際にはツリーにおけるホップ数により決まるものであるということである。これは現実の packets 転送において、アドレスから算出された距離は各場面毎で有効な値であって、最終的な経路における距離とは直接の関係がないということである。

次に動作の流れを示す。

- (1) ネットワークに新規にノード M が参加する
- (2) ノード M の周囲（電波の届く範囲）にいるノードへ HELLO パケットをブロードキャスト
- (3) HELLO パケットを受け取った隣接ノード M0 は自身のアドレス情報と直接自身と継っているノード数、また自身が割当可能なアドレス空間の有無をノード M へ返す
- (4) 返答を受け取った M はその情報を基にアドレス要求を出すノードを決定する
- (5) 要求を受け取ったノード M の隣接ノード M1 は自身のツリー状態を基にアドレスを生成し、M へアドレスプレフィックスを通知する
- (6) ノード M は通知されたアドレスプレフィックスに MAC

アドレスなど端末 ID を付加し自身のアドレスを決定する。

上記手順を一定期間毎に実行することによって、自身のアドレスとツリー隣接ノードのアドレスとの整合性を保つことができる。

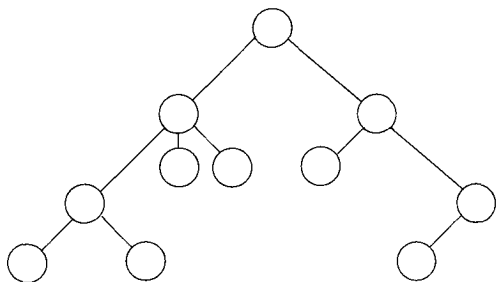


図 1 基本概念図

次にネットワークに新規に端末が参加する場合の幾つかのパターンを図 2、3、4、5 に示す。各パターンではその時々でツリーのルートとなるノードに直接つながろうとしている。これはツリーのルートノードからアドレスを割り当ててもらっていることを表している。

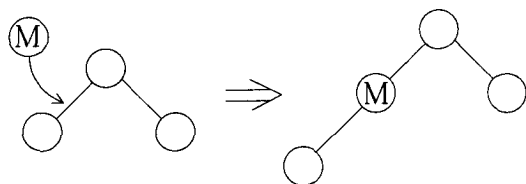


図 2 アドレス割当パターン 1

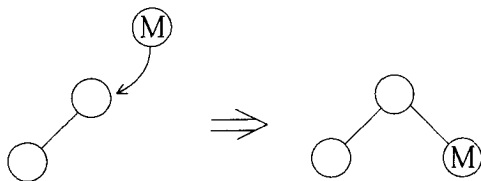


図 3 アドレス割当パターン 2

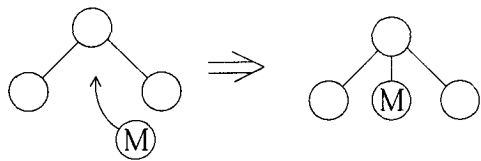


図 4 アドレス割当パターン 3

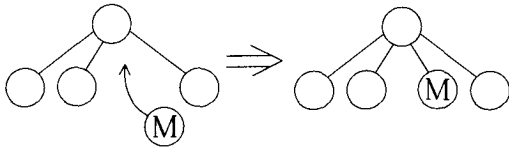


図5 アドレス割当パターン4

4. デッドエンド発生の検証

本提案手法の特徴として、デッドエンド発生が発生しないことがあげられる。そこで、実際にどの程度発生しないのかをシミュレーションにより検証する。

今回のシミュレーションではツリー再構築にかかる時間が隣接ノードの検証周期に比べ十分に早いとして、単位時間毎に「各ノードの移動」、「IP アドレス割当」、「デッドエンド・IP アドレス重複の検証」をそれぞれ行った。シミュレーションの条件を表4に示す。

表4 シミュレーション条件

フィールドサイズ	1Km × 1Km
ノード数	20
移動速度	秒速 0.0m ~ 10.0m
通信半径	20m

ノードの通信半径が移動速度に対し大きすぎる場合には地理的な情報を基にした割当を用いた場合でもデッドエンドの発生確率がかかなり低いものとなることが予想されるため、デッドエンドの発生確率を挙げるために20mとした。

デッドエンドの検証に際しては Greedy ルーティングによって任意の2ノード間において経路確立を行う機構（以下 Greedy 機構）と DSR を基にして経路探索をする機構（以下 DSR 機構）を組み合わせを行った。始めに Greedy 機構により経路確立を行う。Greedy 機構において経路が発見できなかった場合は DSR 機構によって経路探索を行い、経路が発見された場合にはデッドエンドの発生と判断する。DSR 機構では全てのノードの組合せに対し経路が存在するかを検証した。ただし、DSR 機構で発見した経路は最短経路であることを保証されないが、デッドエンドの検証に支障はない。

また、アドレス検証に際しては各ノードの IP アドレスに対し重複する IP アドレスがある場合に DSR 機構によって経路探索を行い、経路が発見されれば IP アドレス重複発生と判断した。これはアクセス可能な範囲外における IP アドレスは直接の影響は無いものとして、経路が発見されないノードとのアドレスの重複は許可したためである。

また、ランダムなアドレス割当、地理情報のみを基にしたアドレス割当についてもシミュレーションを行い、どの程度デッドエンド、アドレス重複が発生確立に関しても検証する。

5. 結果・考察

今回のシミュレーションでは各々数回のシミュレーションを行った程度であるが、ある程度の傾向を見ることはできると考

え、その結果をここに示す。

シミュレーションを行った結果、1200 秒以上の間シミュレーションを行ったがアドレスの重複、デッドエンド共に検出されなかった。他のランダム、地理情報割当手法共に 10 秒以内にデッドエンド、またはアドレス重複が検出された。

検証結果から提案手法は予想通り、デッドエンドの発生確立が既存手法と比べて極めて低いことが予想される。

本手法を基に Greedy ルーティングを行った場合の問題としては、

- ホップ数が最少となる経路になることが少ない
- 定期的に隣接ノードとやりとりを行う必要がある
- 一時的な離脱が許可されない

が挙げられる。ホップ数が少なければ、それだけ各端末にかかる負担を減らすことができるが、本手法においては極めて限定された条件でなければ、ホップ数が最少となる経路は選択されない。またノードのツリー情報を常に最新の状態にする必要があるため、頻繁に隣接ノードとの間で制御情報のやりとりを行う必要がある。さらに一時的な離脱を検出する機構を組み込んでいないため、あるノードが一時的に離脱したと同時に他のノードが参加してくる場合に、アドレスの重複が発生する可能性もある。

また、アドレス割当の3つの機構において、AA 機構での制御パケット数は他の手法と比較しても決して多くはないとしたが、ツリー再構築のためのアルゴリズムが複雑であるため既存手法と比べ AA フェーズにはやや時間がかかってしまうと考えられる。DAD 機構では AA 機構によって適切にツリーが構成・管理されればアドレスの重複は発生しないものとして考えられるため、AA 機構の設計如何によっては DAD 機構は必要なくなると考えられる。AR 機構においては、ネットワークから一時的に離脱したノードのアドレスが即座に再利用可能になるが、これは同時に一時的な離脱は認められないことを表しており、実利用においてどのような影響がでるのか今後調査する必要がある。

本手法のアドレス割当のうち AA 機構は他の STA などと比べやや複雑なものとなっているが、このフェーズにおける隣接ノードとのやりとりは実際には各ノードと一度行えばよいため、制御パケット数としては多くはないと考えられる。

次に DAD 機構であるが、本手法では実質 DAD 機構は実装されていない状態であり検証が行えない。

最後に AR 機構であるが、提案手法では一時的にでもネットワークから離脱したノードには関与しないため、離脱ノードが発生した場合には即座にそのノードのアドレスを新規ノードへ割り当てることができる。

6. ま と め

本報告ではアドホックネットワークにおけるルーティングに伴う制御パケットを削減することを目的として、Greedy ルーティングを行うことを前提に、各ノードの位置関係を隣接ノードとの接続性を基に決定し、それを基にしたアドレス割当手法を提案した。そして、Greedy ルーティングにおけるデッドエンド

を回避・削減するために、各ノードの位置情報をツリー構造を用いて管理した。

また、本手法により Greedy ルーティングにおけるルーティングアルゴリズムではなく、アドレス割当の時点でデッドエンドを回避できることを示した。

しかし、考察において本手法は AA 機構が適切に働きさえすれば DAD 機構は必要ないとしているが、これは十分にアドレス割当が行われた後の話であり、ツリー形成途中の段階ではアドレスの重複は起こると考えられる。これはツリー形成にほどの程度時間がかかるのかを調べる必要があり、今後の課題である。また、今回はネットワーク同士の融合については考慮していないため、これについても検討していく必要がある。

さらに、本手法はそのアルゴリズムの複雑さにおいても（特に実装という観点からは）見直しを行い、その簡略化を図る必要がある。また、本手法は定期的にツリーの再構築を行う必要があるが、この間隔はノードの移動度、電波範囲、ツリー再構築時間から適切な値を設定する必要があるが、今回はこの点に関して検証を行っておらず、今後の課題である。ただ、電波範囲が十分に広く、ツリー再構築時間が移動度に対し十分に小さい場合には、この間隔がある程度空いたとしても問題はないと考えられる。

今後は他の Greedy ルーティングプロトコル、GPSR、LAR 等とデッドエンド、ホップ数を元に比較を行う。また、Greedy ルーティングプロトコル以外のより一般的なルーティングプロトコル AODV、ORSLv2 等とも制御パケット、転送遅延などの観点から比較を行う。さらに実際の端末を用いた検証によりアドレス割当に必要な処理時間についても検証して行く。

文 献

- [1] 阪田史郎, 青木秀憲, 間瀬憲一, “アドホックネットワークと無線 LAN メッシュネットワーク,” 電子情報通信学会論文誌 B, vol. J89-B, pp. 811-823, Jun 2006.
- [2] 山崎浩輔, 瀬崎薫, “位置情報適応型サービスに向けた地理的経路制御手法の提案,” 電気情報通信学会論文誌 A, vol. J85-B, pp. 2129-2137, Dec 2002.
- [3] 間瀬憲一, “大規模災害時の通信確保を支援するアドホックネットワーク,” 電子情報通信学会誌, vol. 89, pp. 796-800, Sep 2006.
- [4] C. E. Perkins, E. M. Belding-Royer, and S. R. Das, “Ad hoc On-Demand Distance Vector (AODV) Routing,” *IETF RFC 3561*, Jul 2003.
- [5] P. Jacquet, P. Muhlethaler, T. Clausen, A. Laouiti, A. Qayyum, and L. Viennot, “Optimized Link State Routing Protocol for Ad Hoc Networks,” *IEEE INMIC Pakistan*, Dec 2001.
- [6] 渡邊未佳, 桧垣博彰, “位置情報交換を必要としない Greedy ルーティングプロトコル,” 情報処理学会研究報告 モバイルコンピューティングとコピキタス通信 2006-MBL-37, vol. 2006, pp. 125-130, May 2006.
- [7] J. Li, J. Jannotti, D. S. J. D. Couto, D. R. Karger, and R. Morris, “A scalable location service for geographic ad hoc routing,” in *MobiCom '00: Proceedings of the 6th annual international conference on Mobile computing and networking*, (New York, NY, USA), pp. 120-130, ACM Press, Aug 2000.
- [8] 山崎浩輔, 瀬崎薫, “時空間の唯一性を利用したアドレッシングに関する検討,” *IEICE Transactions on Fundamentals*, vol. E88-B, pp. 2203-2213, Nov 2005.
- [9] C.-K. Toh, アドホックモバイル ワイヤレスネットワーク

ロトコルとシステム一. 構造計画研究所, May 2003. 構造計画研究所 訳.

- [10] S. Basagni, I. Chlamtac, V. R. Syrotyuk, and B. A. Woodward, “A Distance Routing Effect Algorithm for Mobility (DREAM),” in *Proceedings of the Fourth Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking, MobiCom'98*, (Dallas, TX), pp. 76-84, Oct 25-30 1998.
- [11] B. Karp and H. T. Kung, “GPSR: greedy perimeter stateless routing for wireless networks,” in *MobiCom '00: Proceedings of the 6th annual international conference on Mobile computing and networking*, (New York, NY, USA), pp. 243-254, ACM Press, Aug 2000.