

モバイルアドホックネットワークにおける効率的な情報共有

Effective Information Sharing on Mobile Ad hoc Network

榎 本 真

要 約 本稿では、携帯端末が無線機能を用いて自律的にネットワークを構成するモバイルアドホックネットワーク（以下、MANET）上で効率のよい情報共有を行うための新しい方式を提案する。提案方式はユーザの需要情報を利用することにより、少ない通信量と早い検索時間、高いデータアクセス率（検索可能なこと）を達成する。提案方式では、効率のよい情報検索を行うため、予めカテゴリ分けされたレコード（共有データの単位）をそのカテゴリの需要が高い領域の近傍に複製する。そのために対象とする領域をエリアと呼ぶ小さい領域に分割する。MANETを構成する携帯端末はカテゴリごとに各エリアで出されたクエリの数を集計することで得られる需要情報を集約・共有し、カテゴリごとエリアごとの需要を決定する。レコード作成・登録時には、そのレコードのカテゴリに対する需要の高いエリアにレコードを送信することで複製を作成する。また、レコード検索時には、検索したいレコードのカテゴリに対し需要の高いエリアをシステムが自動的に特定し、そのエリアに対しクエリを送信する。通信コストを抑え、各ノードが特定のエリアのノード群に対してメッセージを効率よく送信できるようにするため、地理的な位置情報を利用したプロトコルの一つであるGPSRに基づいた通信方式を考案し採用した。また、平均検索時間と通信コストが最小に、レコードの可用性が最大となるように、各カテゴリのレコードの複製先エリア集合を決定するため、準最適解を見つけるヒューリスティックアルゴリズムを開発した。大阪市中心部の地図を用いたシミュレーションを通して、提案方式は実用上十分によい性能を示すことを確かめた。

Abstract In this paper, we propose a new method for data replication and retrieval in MANET, which satisfies low communication cost, quick retrieval time, and high data availability based on users demands. Our method replicates records (unit of shared data) in the proximity of high-demand areas for the category, assuming that user demand for each category's records differs from place to place. In our method, the target region is divided into multiple sub-regions called areas, and mobile nodes aggregate and share demand information on each area for each category by counting queries sent from the area. Thus, demand information per area per category is defined. Mobile nodes use GPSR, one of GeoCast protocols, to replicate data records or send queries to specific areas. It is desired to be able to find the best areas to replicate records with each category so that average retrieval time and communication cost are minimized and record availability is maximized. We have developed a heuristic algorithm to find a near optimal solution for this problem. Through simulations using a map data in actual urban area in Osaka city, Japan, we have confirmed that our method achieved performances good enough for practical use.

1. はじめに

ノートPC, 携帯電話, PDAなどの携帯端末が普及し, 端末のメモリや補助記憶の容量は年々増加している. 処理速度も急速に向上しており, IEEE 802.11 (Wi-Fi) や Bluetooth 等の無線通信機能が標準搭載されるようになってきている. 携帯端末が無線機能を用いて自律的にネットワークを構成するモバイルアドホックネットワーク (以下 MANET) は, インフラ不要の安価な通信手段として様々な用途に使える可能性を持っている. MANET を用いて都市部や自然災害の被災地などの野外で一時的なネットワークを構築し利用することが可能である. このような利用環境においては, MANET は設置の容易さと応答時間と通信料金の点において, ベースステーションを経由してインターネットに接続する方式よりも有利な側面を持っている.

これまで MANET に関する多くの研究がなされている. 特に AODV^[1] のような移動端末 (以下, 移動ノードもしくはノードと呼ぶ) 間での効率的な通信のための経路制御プロトコルの研究や, 複製を利用する研究^[2] が主となっている. その他には MANET を構成する移動ノードの位置情報を利用してルーティングを効率化する研究^{[3][4]} や, データ共有の性能を向上させる研究^{[5][6]} がなされている.

しかし既存の研究の多くは, ルート探索や複製作成ノードの探索に, MANET を構成するすべてのノードに情報パケットを転送するブロードキャスト方式を用いているため, 大規模なネットワークの場合に帯域と電力が浪費されてしまう. そのうえ, 既存の方法は動的に変化するクエリ送信ノードとデータ保持ノードとの距離を考慮していないため, よい性能を示さない. それゆえ, 都市部のある区域全体を対象とした情報交換など, 多数のモバイルユーザを対象とした MANET アプリケーションに適用するのは困難である.

本稿では, 比較的大規模な MANET を対象に, 効率のよい情報共有システムを実現する新しい方法を提案する. 提案方式では (a) 列車の時刻表, チラシ, 列車の遅延情報, その他の小さな情報の配布, (b) データキャッシュを用いた WWW の情報共有 (ある位置の近くにいる移動端末の利用者は同じウェブページをアクセスする傾向にある), (c) 劇場や競技場における空席の情報提供, (d) 商店の近くにいる歩行者に, サービスタイムやワゴンセールなどの情報の配布, などのアプリケーションを想定する.

MANET で情報共有システムを実現するには以下の五つの基準を満たすことが望ましい.

- (1) 検索時に応答時間が短いこと,
- (2) システム全体を運用するための通信量が小さいこと,
- (3) データのアクセス率 (MANET 上にあるデータが検索可能な確率) が高いこと,
- (4) ノードの移動や需要の変化に対しシステムが安定して効率的に動作すること,
- (5) 各ノードの計算・通信資源の使用が少ないこと,

提案手法では, これらを実現するために, 予め分類されたカテゴリのデータを, そのカテゴリの情報を求めているユーザが多い幾つかの領域に関連付け, それらの領域内のノード群に複製する. 次に, 移動端末群が自律的に需要情報を集約し伝播・共有するアルゴリズムおよびプロトコルを用いて, 階層的にブロードキャストを行うことで少ないメッセージ数でカテゴリごとエリアごとに送信されたクエリの数を捕捉し伝播する. このプロトコルによる需要情報収集を周期的に実行することで, MANET のすべてのノードに, 各カテゴリのデータがどのエリアで需要が高いのかに関して, 最新の情報を知らせる.

複製の配置に関しては, 需要情報やレコード検索時間, 複製を維持する通信コスト, 移動ノ

ードの記憶容量を考慮して、与えられた基準に対し準最適となるように、各カテゴリのデータをどのエリア群に複製配置すべきかを決定するアルゴリズムを開発した。各ノードが特定のエリアに複製データやクエリメッセージを送る手段として、地理情報を利用した経路制御プロトコルの一つである GPSR^[3]をベースとしたマルチキャストプロトコルを考案し採用した。

筆者らは文献^[7]において、MANETにおける需要に基づいた情報検索の応答時間やメッセージ数等の初期の結果を報告した。本稿では以前の結果に対し、新しく動的に需要を集約するプロトコル、準最適な複製配置エリアを決定するアルゴリズム、詳細な性能評価を追加し拡張した。

2. 需要情報を利用した情報共有方式の概要

この章では、提案手法の情報共有システムとその対象環境、そのための基本的なアイデアについて述べる。

2.1 対象とする情報共有システムの概要と想定環境

携帯端末から構成される情報共有システムが運用されるのは、1辺が数キロメートルの長方形領域に限定されると仮定する。この領域には歩道を持つ大通りや、広場、携帯端末を持った歩行者が存在する。歩行者が持つ携帯端末は IEEE802.11 等の無線通信機能を備え、本提案システムのために数十メガバイトの記憶容量を使用可能な携帯電話、スマートフォン、PDA を想定する。また各携帯端末は GPS やその他の方法で対象領域における地理的な位置を取得することができるものとする。

本情報検索システムで登録・検索するデータの単位をレコードと呼ぶ。レコードはカテゴリごとに分類され、*data* で表される動画、画像、音声、テキスト等のあらゆるフォーマットの情報、生成時刻 *t* を持つ。ユーザは新しい情報 *data* を生成することができ、適切なカテゴリ番号 *c*、生成時刻 *t* を持った新しいレコード $r = (c, t, data)$ を生成し、携帯端末から登録する^{*1}。複製レコードは予め決められた寿命が過ぎると自動的にシステムから削除されるものとする^{*2}。

欲しい情報を検索するためには、ユーザは各端末からシステムにクエリを発行する。クエリは $q = (c, cond)$ で表され、カテゴリ番号 *c* と、データやレコードの時刻部分に対する条件 *cond* を含む。クエリを送るノードは指定されたカテゴリ *c* と一致し、条件 *cond* を満足するレコードを受け取る。

各カテゴリに属するレコードの数はカテゴリごとに異なり、各カテゴリに対する需要、即ちそのカテゴリの情報を要求するユーザの数は場所ごとに、そして時間ごとに異なる^{*3}。

2.2 基本的アイデア

対象となる情報共有システムで満たされることが望ましいとして1章(1)～(5)に挙げた基準のうち、基準(1)はユーザが検索結果を待つ時間を短くすることを意味する。基準(3)は携帯端末のユーザがすべての登録されたレコードのうち指定された条件にマッチするなるべく多くのレコードを検索できることを意味する。しかし、MANETにおける通信はホップごとに行われるため、いくつかのノードには疎ノードや障害物の存在などの理由で到達できないこともありうる。また対象となるレコードが遠く離れたノードに保持されている場合は通信時間が長く

なることもありうる。そこで、この問題に対処するために、データ複製を用いることにする。しかし、その場合でも基準(2)を満たすように、複製が作られるべき場所と方法を考慮する必要がある。

もし、全てのノードにすべての登録されたレコードの複製を作成できれば上記の基準(1)(3)は満たされる。しかし、この場合、携帯端末の記憶容量の制限は満たされず、データ複製コストは大きくなってしまう。もし、それぞれのレコードを生成したノードやその近傍に複製を保持するとしたら、データの複製コストは最小になる。しかし、この場合、検索コストは大きくなる可能性があり、基準(1)(3)は満たされない。上記の基準にはトレードオフがある。

これら三つの基準を同時に満たすために、レコードの複製をそれらの情報を要求するノードの近くに置くことにする。このアイデアを実現するために対象領域を図1のようにエリアと呼ぶ複数の正方形の部分領域に分割し、それぞれのエリアにあるノードにレコードの複製を持たせることにする。複製されるのはそのエリアにおける需要が高いカテゴリに属するレコードである。

各エリアでの需要は時が移るにつれて変わり、ノードは移動するため周期的にそれぞれのエリアのカテゴリに対する需要を計測させる。計測した需要はノード間で交換され、共有される。この情報によりどのエリアのノードにどのカテゴリのレコードが保持されるかを決定できる。地理情報を利用したプロトコルを使って、決定されたエリアにのみ登録メッセージやクエリメッセージを送信することにより、1章の(4)(5)を実現することが可能となる。次章に需要情報の集約の方法、領域を指定したマルチキャスト通信、複製配置方法、移動するノード間での複製維持方法、レコードの登録と検索の詳細を述べる。

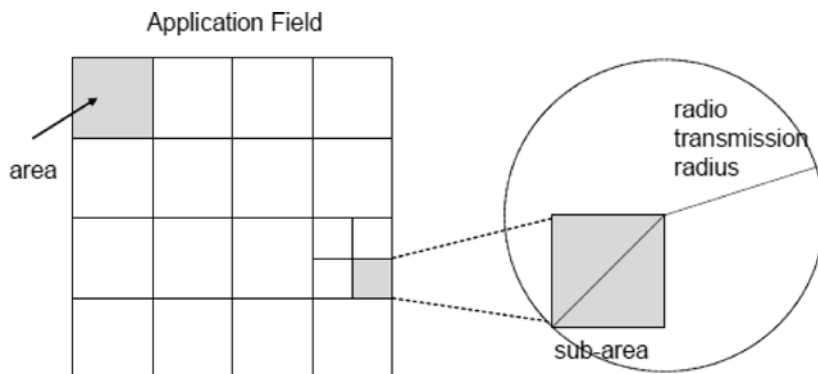


図1 対象領域をエリアとサブエリアに分割

3. 需要情報を利用した情報共有方式の詳細

この章では、提案手法の情報共有システムの詳細について述べる。

3.1 需要情報の集約

対象領域は図1のように複数のエリアに分割される。各エリアはさらに正方形のサブエリアに分割される。サブエリア中の全てのノードが直接お互いに通信することができるようにサブエリアの対角線の長さは電波到達半径よりも小さいとする。エリアの境界とサブエリアの境界は各携帯端末に予め与えてあるとする。

表1 集約されたクエリ集計表

カテゴリ	第1		第2		...	第k	
	クエリ集計数	エリア	クエリ集計数	エリア	...	クエリ集計数	エリア
C_1	3	A_1	2	A_2	...	4	A_2
C_2	5	A_2	3	A_1	...	7	A_1
C_3	1	A_5	6	A_4	...	0	A_2
..	

需要情報は予め決められた時間 T ごとに集計される。時間間隔 T の間、各エリアごと各カテゴリごとにクエリの数を計測する。これをそのエリアにおける需要情報とみなす。

需要情報を集約するアルゴリズムは二つのステップからなる。ステップ1で、それぞれのノードはサブエリアにおけるそれぞれのカテゴリについてのクエリ数をカウントし、これをローカルクエリ計数表(表1)に保存する。表の各行がクエリの数とそれが出されたエリアの組を含んでいる。保持する範囲は最大のクエリ数から k 番目に大きいクエリ数までで、 k は与えられるとする。ステップ2で、隣り合う領域(サブエリア、エリア、またはそれらを統合したもの)をいくつか統合した範囲内に、各領域のクエリ計数表を順に伝播し集約する。ステップ2は対象領域全体が統合されるまで繰り返される。

1) ステップ1 クエリ数カウント

各サブエリア a において、ノードがカテゴリ c についてのクエリを送った場合、 a にいる他の全てのノードは同じサブエリア内にいるのでそのメッセージを傍受する。それから a にいるクエリを送ったノードとサブエリア内の全てのノードはローカルクエリ計数表のサブエリア a のカテゴリ c の計数を1増やす。ノード v がサブエリア a から出て a の隣のサブエリア b に入る場合、ローカルクエリ計数表の要求メッセージを送信する。 b またはその周辺にある一つのノードがこのメッセージを受信すると、 b のローカルクエリ計数表を持っていけば送信する。

2) ステップ2 需要集計

現行の時間間隔 T が終わったときに実行される。 N をシステム内の全てのノードの数とすると、通常、ブロードキャストを用いるときにクエリ計数表を行き渡らせるのに N 個のメッセージが必要となる。全てのエリアの需要情報を全てのノードに行き渡らせるには $N \cdot N_A$ 個のメッセージが必要となる。ここで N_A はサブエリアの数である。提案方式では、必要なメッセージ数を減らすため、階層的に需要情報を集約する方法を採用する。図2(a)の1から4までの番号が付けられた四つの隣り合うサブエリアのローカルクエリ計数表が一つのクエリ計数表に統合されて集約され、結果の表はこれらのサブエリアの間で共有される。ローカルクエリ計数表は四つの隣り合うサブエリアの間で範囲制限付きブロードキャストによって交換される。各ノードが四つのサブエリアから四つのテーブルを受け取ったとき、ノードはそれらの表を一つの表に統合する。各ノードが一度に四つまでのメッセージ(四つのサブエリアのクエリ計数表に相当する)を順番に範囲制限付きでブロードキャストするので、必要なメッセージ数は対象領域全体で $4N$ になる。

ステップ2において図2(b)で示されるようにステップ1で作られた四つの隣り合うエリアの統合されたクエリ計数表（ここでエリアは四つのサブエリアの連結とする）は、ステップ1と同様な一つの表に統合され、結果の表は四つの隣り合うエリアにある全てのノードに伝播される。ステップ2において、各ノードは四つまでのメッセージを範囲制限付きブロードキャストする。そしてこのようにしてステップ2は $4N$ 個のメッセージを必要とする。対象領域が正方形の場合、必要な制限付きブロードキャストの数は $\log_4(N_A)$ であり、1回の制限付きブロードキャストについて $4N$ のメッセージを必要とする。結果として、全体で必要となるメッセージ数 $\sum_{i=1}^{\log_4 N_A} 4N = 4N \cdot \log_4 N_A$ は、即ち通信量は $O(N \cdot \log N_A)$ である。

1	2	1	2
3	4	3	4
1	2	1	2
3	4	3	4

1	2
3	4

(a) サブエリアのクエリ計数表を順に集約 (b) エリアのクエリ計数表を全体で集約

図2 需要情報の階層的集約

3.2 領域を指定したマルチキャスト通信

提案手法では、あるノードが情報アイテムを生成して登録する時、または、あるカテゴリの情報アイテムを検索するとき、指定したエリア全体に向けてメッセージを送信する。これをなるべく小さな通信量で実現するために、提案手法では、あるノードがあるエリア全体にメッセージを送信する際に、地理情報を利用したプロトコルである GPSR^[3]を採用した。このプロトコルはノード数に対する拡張性があり、MANETにおいて大幅にメッセージ数を削減することが可能である。

GPSRはビーコンと呼ばれる小さな制御メッセージを利用し、各ノードは周期的に自身のIDと位置を含んだビーコンを送信している。GPSRはこの近隣の接続情報をもって、各ノードが近くの位置の情報しか持たないにも関わらず、全体の平面グラフ（二つの辺が交わらない）を作成することができる。GPSRはこのグラフ上を、グリーディに目的地に最も近い位置のノードにパケットを送信する。ネットワーク中のある位置で、このようなグリーディな経路が存在しない場合は、GPSRは周辺モードと呼ばれる方法でパケットを回り道させる。それはグリーディな送信が再び可能になるまで続けられる。

GPSRはユニキャストのように動作する。ただし送信先はノードIDでなく、位置を指定する。伝送を担うノードが限られているので、障害が起こるとメッセージが送信先に到達しないこともある。提案手法では、領域内の全ノードにメッセージをマルチキャストする方法として、GPSRとエリア内ブロードキャストを組み合わせて用いる方式を採用する。本方式により、冗長性を保ちつつ、通信の効率を高めることができる。

3.3 レコードの登録と検索

3.4節で説明されるように、各ノードはカテゴリ c のレコードが複製されるエリアの集合を計算でき、それを $M(c)$ と表す。カテゴリ c のレコードを登録する各ノードは、レコードを含んだメッセージを GPSR プロトコルを用いて $M(c)$ の各エリアの中心に向けて送る。メッセージがエリアの一つのノードに到達したとき、エリア中でそのメッセージを最初に受信したノードがメッセージをそのエリア中の全てのノードにブロードキャストする。ただし輻輳を防ぐためメッセージを転送するのはサブエリア中で1ノードのみとする。

耐障害のような安全性を高める目的で、記憶容量を考慮し、 $M(c)$ のエリア内にあるノードの記憶容量に余裕がある限り、カテゴリ c のデータの複製を保持させることとする。

検索時には、ノードはカテゴリ ID と検索条件を指定して、 $M(c)$ のうち最も近いエリアにクエリを送信する。クエリメッセージがエリアに到達すると、検索条件を満足する特定のカテゴリのレコードを持つノードは、それらのレコードを含む返信メッセージをクエリ送信ノードに GPSR を使って送る (図3)。通信量を減らすために、各サブエリアにあるノードが返信メッセージを傍受するようにして、複数ノードが返信メッセージを返さないようにする。

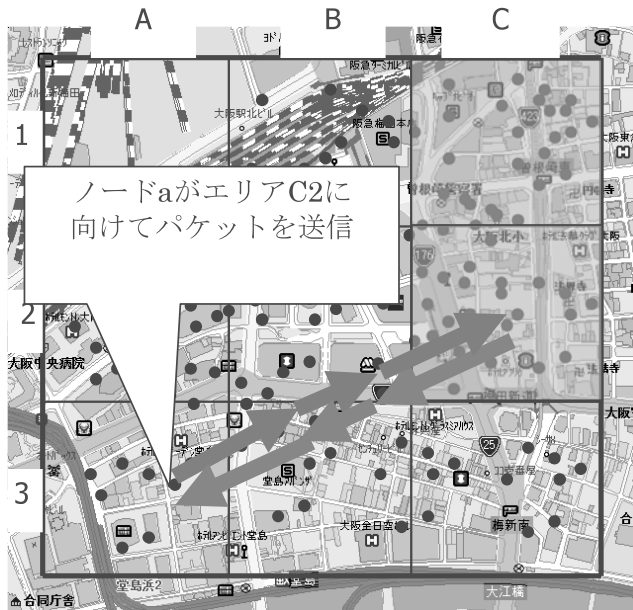


図3 クエリ送信時

3.4 複製配置

レコードの複製の配置位置を決めるため、準最適な登録レコードの複製配置を決定するアルゴリズムを開発した。

平均通信メッセージ数 R 、複製維持のための通信コスト K 、レコード登録のための通信コスト E と、複製を作成するエリア変更のための通信コスト S の重み付け和として表される目的関数 P を定義する。目的関数は式(1)のように定義される。ここで、これらの評価指標は単位時間の送られるメッセージ数を表すように規格化されていて、 w_1, w_2, w_3 は四つの項の間の重み付け係数を表す。

$$\text{Min } P = R + w_1 * K + w_2 * E + w_3 * S \quad \cdots(1)$$

s.t.

$$R = \sum_{a \in \text{Area}} \sum_{c \in C} D(c, a) * \text{Min}(L(a, b)) \quad \cdots(2)$$

$$K = \alpha * \sum_{b \in M(c)} \sum_{c \in C} (1 + N_r(c)) \quad \cdots(3)$$

$$E = \sum_{a \in \text{Area}} \sum_{c \in C} \sum_{b \in M(c)} G(c, a) * L(a, b) \quad \cdots(4)$$

$$S = \frac{1}{T} \sum_{c \in C} \sum_{b \in \Delta M(c)} N_r(c) * \text{Min}(L(a, b)) \quad \cdots(5)$$

Area : 全てのエリアの集合

C : 全てのカテゴリの集合

$D(c, a)$: $a(\in \text{Area})$ から送信されるカテゴリ $c(\in C)$ のクエリの単位時間における期待数

$G(c, a)$: エリア $a(\in \text{Area})$ でのカテゴリ $c(\in C)$ のレコードの単位時間における期待生成数

$L(p, q)$: 2つのエリア p と q ($p, q \in \text{Area}$) の中心間の期待ホップ数

(フォワードされるメッセージ数)^{*4},

$N_n(a)$: エリア a におけるノード数

$N_r(c)$: システムに登録されたカテゴリ c のレコード数

$M(c)$: カテゴリ c のレコードが複製されるエリアの集合

$M^*(a)$: エリア a に複製されるカテゴリの集合

式(2)は $D(c, a)$ 個のカテゴリ c のクエリがエリア a で単位時間で送信され、それぞれのクエリが $\text{Min}(L(a, b))$ 個のメッセージ回送信・転送されることから導出される。

式(3)においてエリア境界を越えて移動するノード数が α であり、各ノードが、複製要求を行うためのメッセージを送信し、最大で $N_r(c)$ 個のレコードの複製を受信するメッセージ数の和を表している (3.5 節参照) ことから導出される。

式(4)は、カテゴリ c の $G(c, a)$ 個のレコードがエリア a で単位時間に作成され、各レコードの $M(c)$ の要素であるエリア b への登録が $L(a, b)$ 個のメッセージを必要とするところから導出される。

式(5)は、単位時間に $M(c)$ に保持されているカテゴリ c のレコードを、 $M^*(c)$ に移動するのに必要なメッセージ数の総和である。ここで $\Delta M(c) = M^*(c) - M(c)$ であり、この変化は T ごとに起こる。

記憶容量に関する制約条件は、以下の式(6)で定義される。

$$\forall a, \sum_{c \in M^*(a)} N_r(c) \leq \gamma \cdot V \cdot N_n(a) \quad \cdots(6)$$

ただし V は各ノードが記憶域に保持できる最大のレコード数を表すとす。 γ は 3.3 節のデータ複製の冗長度であり、 $1/N_n(a) \leq \gamma \leq 1$ である。式(6)はエリア a で保持されるべきレコードの数が冗長度 γ の場合のエリア a で保持できる最大レコード数を上回らないことを表す。

$M(c)$ で表される複製配置のうち制約(6)の下で目的関数(1)を最小にする最適なものを探ることは、組み合わせ最適化問題である。以下のヒューリスティックなアルゴリズムを用いて

この問題を解く. ここで $obj(x)$ と $const(y)$ は, それぞれ式(1)と(6)を表し, パラメータ x と y は全ての $c \in C$ に対する $M(c)$ のエリア集合に相当する.

アルゴリズムは順に各カテゴリについて目的関数を最小にするエリアを一つ選択する. これは制約条件を満たす追加エリアがなくなるまで続けられる.

```

Algorithm BestAreas
begin
  for each  $c \in C$ ,  $M[c] = \emptyset$ ; endflag[ $c$ ] = false
  while ( $\exists c \in C$ , endflag[ $c$ ]  $\neq$  true)
    for each  $c \in C$ 
      newM = M; // あるカテゴリ  $c$  についてエリア  $a$  を追加する候補のエリア集合
      bestM = M; // あるカテゴリ  $c$  について目的関数を最小にするエリア集合
      for each  $a \in Area$  ( $a \notin M[c]$ ) // カテゴリ  $c$  について最良の複製エリアを探索
        newM[ $c$ ] = newM[ $c$ ]  $\cup$  { $a$ }; // カテゴリ  $c$  についてのみ newM を更新
        if  $obj(newM) < obj(bestM)$  // 目的関数 (1) が小さくなった
          and  $const(newM)$  holds // かつ制約条件 (6) を満たす
          then  $bestM[c] = newM[c]$ ; // カテゴリ  $c$  について最良の複製エリアを保持
        end
      if ( $M[c] \neq bestM[c]$ ) then  $M[c] = bestM[c]$ ; // カテゴリ  $c$  についてのみ M を更新
      else endflag[ $c$ ] = true;
    end
  end
  return M;
end

```

各ノードは T ごとに, タイマーで同期して上のアルゴリズムを計算する. カテゴリ c ごと $N_r(c)$ やエリア a ごとの $N_n(a)$ は GPSR による通信や 3.1 節で述べた階層的ブロードキャストにより, 全てのノードに与えられると仮定する.

3.5 複製維持

各ノードに保持されたレコードは (i) ノードがエリアの外に出るとき, または (ii) カテゴリ c のレコードが保持されるエリアの集合 $M(c)$ が, c に関する需要状況の変化の結果変わったとき, 適切に移動されなくてはならない.

(i) の場合, カテゴリ c のレコードはエリア a に保持されると仮定する. そしてカテゴリ c のレコードを保持しているノード v は今エリア a から出て, カテゴリ c' のレコードを保持しているエリアに入ると仮定する. v はまず自身が保持するカテゴリ c のレコードを全て破棄する. v は次に, カテゴリ c' のレコードの要求メッセージをブロードキャストする. 周辺のノードは要求メッセージを受け取ると持っている複製を順次ブロードキャストし, v はこれを受け取り記憶域に保持する.

(ii) の場合, カテゴリ c のレコードの複製エリアの集合が A から A' に変化したとする. こ

のとき、 $A \cap A'$ のエリアにいるノード群は何もしなくてよいが、 $A' - A$ のエリアのノードは A のエリアから複製を受け取らなくてはならない。各エリア $a \in A' - A$ においてある一つのノード v が、ランダムに決められた時刻に、 a から最も近いエリア $a' \in A$ に対し、条件なしのクエリ（ただし、カテゴリ番号は c を指定）を送信し、レコードの複製を受信する。クエリを傍受したエリア内のノードはクエリを送信しないようにして、クエリが重複して送信されることを防止する。その後、 v はエリア内のブロードキャストによって、レコードの複製を配布する。

4. 評価実験

提案手法の有効性を評価するために、自作シミュレータを用いて提案方式の以下の項目について性能を測定した。それぞれの項目は1章で挙げた基準に対応している。

- (1) 応答時間：クエリを送ってから最初の返信メッセージを受け取るまでの時間の平均
- (2) 通信コスト：レコード登録または検索時のメッセージ数の平均値
- (3) データアクセス率：クエリ送信時に、登録されているレコードで、条件にマッチするレコード数のうち返ってきたレコード数の割合の平均
- (4) 各ノードの複製配置エリアの計算に必要な時間
- (5) 需要集約の正確さと通信コスト

以下、各節において、シミュレーションの設定について述べ、その後上記の評価指標についての実験結果について順に述べる。

4.1 シミュレーションの概要

シミュレーションは、以下の設定の下に行った。各ノードの電波到達範囲は、全て同一の100mとした。到達範囲内のノードは、衝突しない限り100%の確率でメッセージを受け取れる。各ノードは、メッセージ送信時に到達範囲内の別のノードがメッセージを送り始めたことを検知したら、メッセージの送信を遅延する（CSMA/CA）。また、二つ以上のノードからメッセージを同時に受信した場合は、それらのメッセージは衝突したものと見なし、メッセージは失われる。シミュレーションは単位時間ごとに離散的に進行する。以降、シミュレーションにおける各単位時間をタイムスロットと呼ぶ。各ノードはタイムスロットごとに一つのパケットを送受信できる。無線LANの有効送信速度を2Mbpsとし、パケット長は1500byteである。ここからパケットの送信に要する時間は6msecであり、そこに処理時間によるオーバーヘッドを加え、タイムスロットの時間を10msecに設定した。メッセージの寿命（Time To Live）は5秒に設定した。各ノードが送信するメッセージは、送信キューに一旦入れられ、タイムスロットごとに一つずつ送信される。

大阪駅近辺の500m × 500mの領域を対象とし、実際の道路地図と実測した通路上の人の密度を使用し、シミュレーションを行った。大阪駅前の道路地図（図4）は35の節と44の辺からなる無向グラフである。実測された歩行者密度^[8]に従って、各辺上にノードを配置した。シミュレーションでは全てのノードは同じ速さで移動する。

1サブエリアの大きさを62.5m × 62.5m、1エリアは四つのサブエリアから構成される125m × 125mの正方形の領域とし、エリア数は4 × 4とした。4.3節から4.6節までの実験で用いた設定を表2に示す。

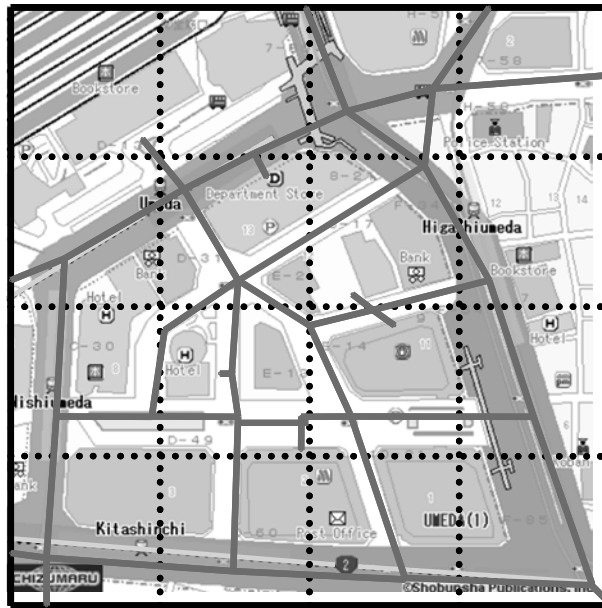


図4 対象領域の地図

表2 シミュレーションの設定

ノード数	200 から 1,000
サブエリア数	8×8
エリア数	4×4
クエリ送信頻度	1 /sec
シミュレーション時間	100 sec
レコード数	200 から 1,000
カテゴリ数	100
ノードあたりの記憶容量	3 レコード
移動速度	1.0 m/sec
GPSRのビーコンの頻度	0.1 /sec

4.2 複製配置の計算

複製配置の計算ではいくつかの仮定をおいて目的関数の値を計算した. 式(3)において a はノードの速さに比例し, エリアの1辺の長さに反比例するとした. 式(4)においてはエリア a でカテゴリ c について生成されるレコードの数 $G(c, a)$ はノード数に比例すると仮定するとした. 式(5)の計算においては, 一つのカテゴリあたり, 時間 T ごとに一つのエリアで複製が作成され, 一つのエリアで複製が変化せず, 一つのエリアで複製が削除されると考えた. 式(1)における w_1, w_2, w_3 は全て1として計算した.

4.3 クエリに対する応答時間

図5はノード密度を変化させた場合にクエリに対する平均応答時間を測定した結果である. 実線はノード移動時, 破線はノード静止時の結果を表す.

この図からノードの速度が速くなるにつれて平均応答時間が悪化することが分かる. これは

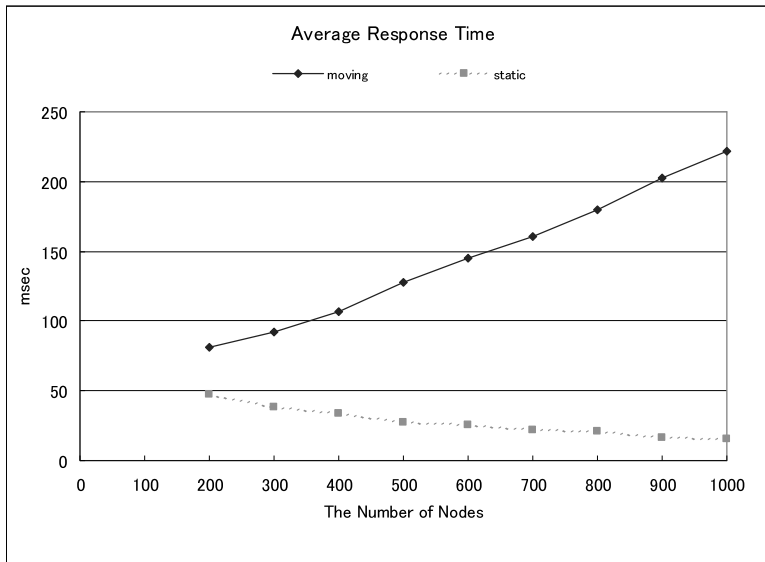


図5 ノード数の変化に対する平均応答時間

レコードの複製の維持のためのコントロールメッセージが増大するためである。静止状態の場合にノード密度が高くなると平均応答時間が減少するのは、エリア内に保持できるレコードの数が増大し、ターゲットエリアへの平均距離が短くなるためである。

これらの結果から、平均応答時間はいずれの場合でも十分に小さく、実用的であるといえる。

4.4 登録と検索の通信コスト

この節では、レコードの登録及び検索に必要なメッセージ数を測定した結果について述べる。シミュレーションでは、ランダムに選択されたノードが1秒に1回クエリを送信する。

各クエリに対して、登録されたレコードのうちマッチするレコードの数は二つであり、各レコードは一つの PACKET に収まるものとした。実験結果は、100回分のクエリ送信とリプライ受信を5セット行ったものの平均値である。図6は、ノード密度を変化させた場合の結果である。

図6から、必要なメッセージ数はノード数に比例すること、即ち、1ノードあたりのメッセージ数は、ノード数に関係なくほぼ一定であることが分かる。これはメッセージの大部分がGPSRのビーコンからなるためである。ビーコンの数はノード数に比例している。また、ノードが移動している場合の方が必要なメッセージ数は多い。この差は、ノードが移動することによる、複製の再配置のためのコストから生じる。レコードの登録または検索に直接要するメッセージは、ノード数に関わらずほぼ一定である。いずれにせよ、ノードの移動速度が歩行者程度である場合には、増加率はそれほど高くないことが分かる。1ノードの1秒あたりのメッセージ数は静止時で2.3～2.8、移動時で13～15である。

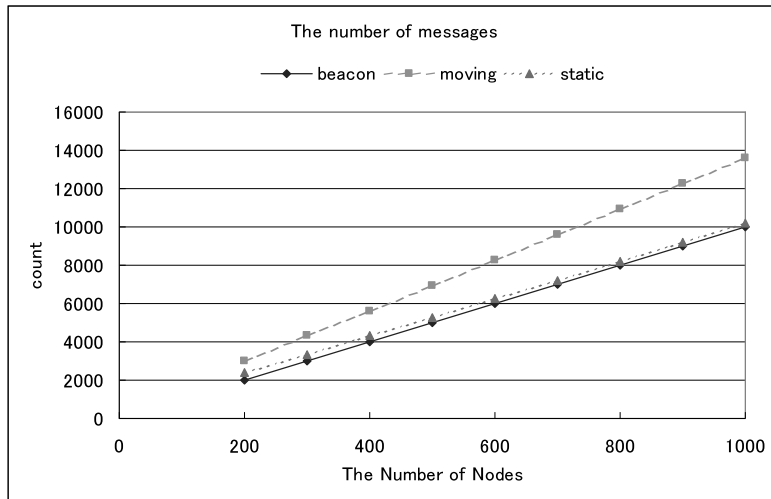


図6 ノード密度の変化に対する全メッセージ数

4.5 登録レコードのデータアクセス率

この節では、クエリに対して、返ってきたレコードの数と、システムに登録したレコードのうちクエリにマッチするレコードの数の測定結果について記述する。

図7は、ノード密度を変化させた場合における結果である。実線はノード移動時、破線はノード静止時の結果である。

図7より、ノードが移動しない場合はほぼ100%、ノードが移動する場合でも、96%以上の可用性が達成されていることが分かる。いずれの場合でもほぼ全ての登録済みレコードが、失われることなくクエリに対して返されることが分かる。

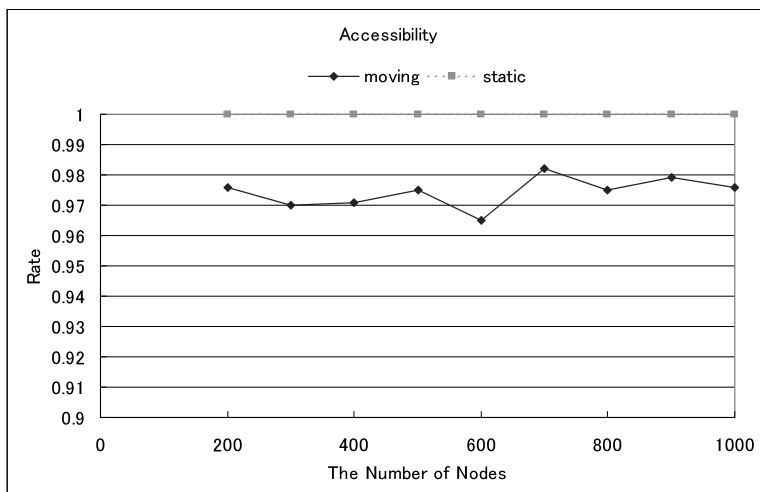


図7 ノード数の変化に対するデータアクセス率

4.6 需要集約の正確さと通信コスト

3章で述べたとおり、需要情報の集約は二つのステップで行われる。ステップ1：各エリアにおいて各カテゴリについてクエリの計数（即ちクエリ計数表）を測定する。ステップ2：全

でのサブエリアにおけるクエリ計数表を集約し、集約されたクエリ計数表を対象領域の全てのノードに行き渡らせる。

以下に各ステップにおける測定と伝播についての正確さと通信コストについて評価を行う。

4.6.1 正確性

ステップ1について、実際にサブエリア内で発生したクエリの個数に対する、各サブエリアで傍受したクエリの計測結果における個数の比率（即ちステップ1での正確性、全サブエリアの平均、最大、最小）を測定した。需要情報の集約の際にはクエリ計数の大きい方を採用することができるので、最大の比率がステップ1の正確性を示すと考えることができる。

ノード密度を変化させた時（ノードの移動速度は1.4m/sec）の結果を図8に、ノード数が500のときに、ノードの移動速度を0-3.5m/sで変化させた時の結果を図9に示す。

ステップ2については、各サブエリアが保持している需要情報を、階層的ブロードキャストにより全てのノードに伝播させた後に、需要情報が正しく伝わったノードの全ノードに対する比率（即ちステップ2での正確性）を計測した。

ノード密度を変化させた時（ノードの移動速度は1.4m/sec）の結果を図10に、ノード数500に固定して、ノードの移動速度を0-3.5m/sで変化させた時の結果を図11に示す。

図8より、ノード数が200以上では、全てのサブエリアで、95%以上の正確さで正しくクエリの個数がカウントできている。また図9より、ノードが移動する際の正確性の低下は、最大で5%である。図10より、ノード数が200以上では、全てのノードに95%以上の正確さで正しく需要情報が伝播されている。また図11より、ノードが移動する際の伝播時の正確性の低下は、最大で5%である。以上より、十分正確に需要情報が計測でき、伝播できることが分かった。

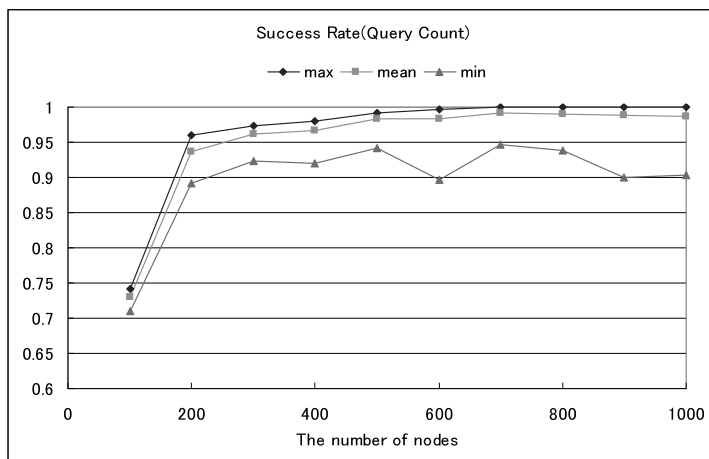


図8 ノード数を変化させたときの需要計数の正確性

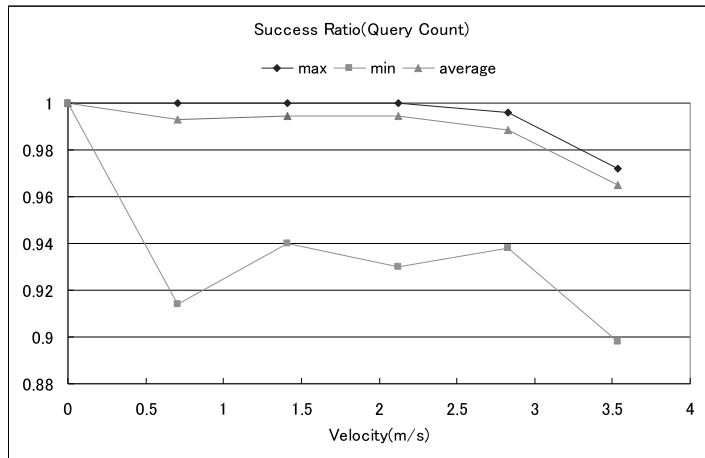


図9 ノード速度を変化させたときの需要計数の正確性

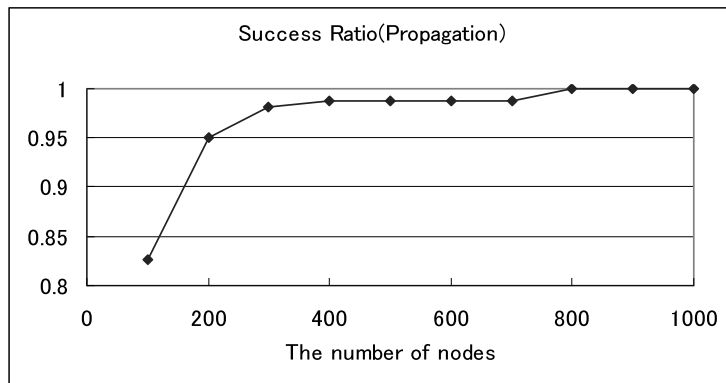


図10 ノード数を変化させたときの需要情報伝播の正確性

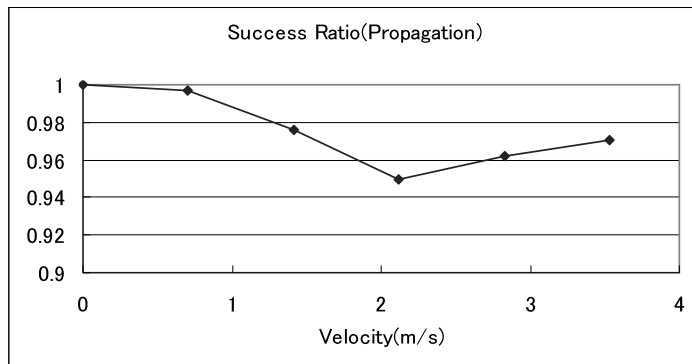


図11 ノード速度を変化させたときの需要情報伝播の正確性

4.6.2 需要情報集約の通信コスト

集計された需要情報を全てのノードに伝播するのに必要な送信メッセージ数を測定した。ノード密度を変化させた場合の測定結果を図12に示す。実線が測定値、破線は計算値である。需要情報の集計を10分に1回程度の割合で行うと仮定すると、1ノード・秒あたりの送信

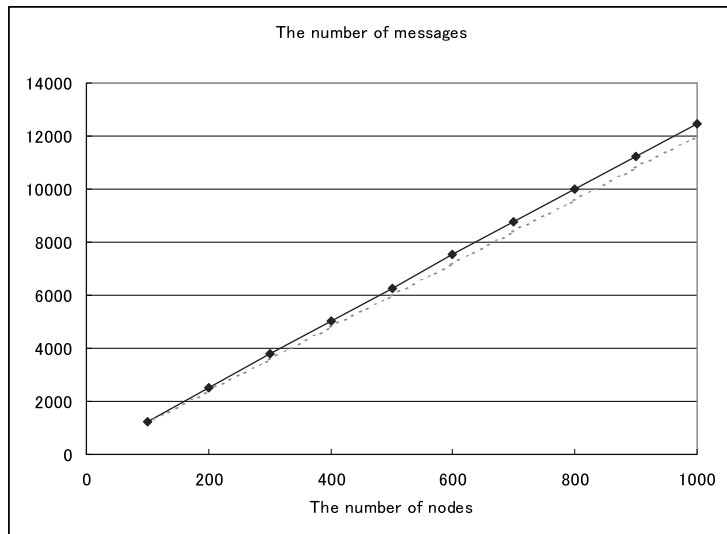


図 12 ノード密度を変化させたときの需要情報伝播のメッセージ数

メッセージ数は 0.02 程度 (12000 メッセージ/1000 ノード/600 秒=0.02) となり、十分に少ないといえる。

4.7 計算時間

各カテゴリについての複製配置決定に必要な計算時間を、ノード密度を変化させた場合について測定した。結果を図 13 に示す。なお、計算に使用した PC は、CPU : Athlon XP 2500+, メモリ : 512MB である。図 13 により、複製配置を計算する時間はノード数 1000 の場合でも 1 秒以内であり、実験で用いた PC より性能が劣る PDA 等でも十分に短い時間で計算できると考えられる。

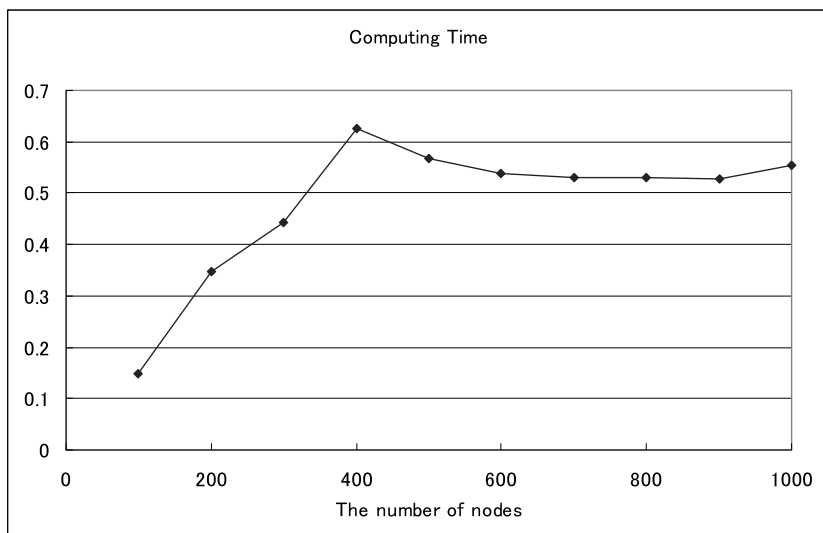


図 13 複製配置決定に必要な計算時間

5. おわりに

本稿では、MANETにおける運用領域の各部分での需要情報に基づき通信コストと応答時間を減少させ、データアクセス率を増加させる新しいデータ登録と検索の方法を提案した。運用領域をエリアに分割し、エリアごとカテゴリごとにクエリ数を計測し、階層的に範囲限定ブロードキャストを適用することにより効率的に需要情報を集約・伝播させるプロトコルと準最適な複製配置を決定するアルゴリズムを開発した。シミュレータによる実際の大阪駅前の領域を仮定した実験により、提案方式は応答時間、データアクセス率、通信コストの点において需要が変化する場合でも、実用的な性能を示した。

本稿の内容は、奈良先端科学技術大学院大学情報科学研究科在籍中に研究したものであり、伊藤実教授、安本慶一准教授、滋賀大の柴田直樹准教授、村田佳洋助教、他ソフトウェア基礎学研究室の方々の多大なる御指導、御支援の賜物である。ここに深く感謝の意を表するものである。

-
- * 1 各データは m 個のカテゴリに関連している場合、異なるカテゴリ番号を持った m 個のレコードとして生成される。
 - * 2 提案方式では削除や更新のような操作を扱わないものとする。
 - * 3 レストラン、ショッピングモール、オフィスビルディング、鉄道の駅周辺など、異なる領域においては検索したい対象が異なると仮定する。
 - * 4 地理的な2点間のホップ数の概算を2点間の距離で見積もれると仮定する。

- 参考文献**
- [1] Perkins, C., Belding-Royer, E. and Das, S., "Ad hoc On-Demand Distance Vector (AODV) Routing," RFC 3561 (Experimental), <http://www.ietf.org/rfc/rfc3561.txt> (2003).
 - [2] Hara, T., "Replica Allocation in Ad Hoc Networks with Periodic Data Update," Proc. of 3rd Int'l Conf. on Mobile Data Management (MDM '02), pp.79-86 (2002).
 - [3] Karp, B. and Kung, H. T., "GPSR: Greedy Perimeter Stateless Routing for Wireless Networks," Proc. of 6th Int'l Conf. on Mobile Computing and Networking (MobiCom '00), pp.243-254 (2000).
 - [4] Ko, Y. -B. and H. Vaidya, N., "GeoCasting in Mobile Ad Hoc Networks: Location-Based Multicast Algorithms," Proc. of 2nd IEEE Workshop on Mobile Computer Systems and Applications (WMCSA '99), pp.101-110 (1999).
 - [5] Ishihara, S., Okino, T., Watanabe, T. and Mizuno, T., "Evaluation of the Behavior of Replication of Data Associated with Locations in Ad Hoc Networks," Proc. of 8th World Multi-Conf. on Systemics, Cybernetics and Informatics (SCI '04), Vol.XIV, pp.29-34 (2004).
 - [6] Xue, Y., Li, B. and Nahrstedt, K., "A Scalable Location Management Scheme in Mobile Ad-hoc Networks," Proc. of 26th IEEE Conf. on Local Computer Networks (LCN '01) (2001).
 - [7] Enomoto, M., Shibata, N., Yasumoto, K., Ito, M. and Higashino, T., "A Demand-Oriented Information Retrieval Method on MANET," Proc. of Int'l Workshop on Future Mobile and Ubiquitous Information Technologies (FMUIT '06) (2006).
 - [8] Maeda, K., Sato, K., Konishi, K., Yamasaki, A., Uchiyama, A., Yamaguchi, H., Yasumoto, K. and Higashino, T., "Getting Urban Pedestrian Flow from Simple Observation: Realistic Mobility Generation in Wireless Network Simulation," 8th ACM/IEEE Int'l Sympo. on Modeling, Analysis and Simulation of Wireless and Mobile Systems, pp.151-158 (2005).

執筆者紹介 榎 本 真 (Makoto Enomoto)

1994年日本ユニシス(株)入社。客先システム開発、債権管理パッケージ開発、電子購買ASPの企画・構築等に従事。現在、共通利用技術部データサイエンス技術室に所属。マーケティング用ソフトウェア開発・分析・適用を行っている。