情報処理学会論文誌 Vol.57 No.12 2798–2810 (Dec. 2016)

推薦論文

モバイルアドホックネットワークにおける効率的なデータモニタリング手法

中山 侑紀[1,a)] 天方 大地[1,b)] 原 隆浩[1,c)] 西尾 章治郎[2,d)]

受付日 2016年1月12日, 採録日 2016年9月6日

概要：本論文では，モバイルアドホックネットワークにおける継続的な範囲検索問題を考える．モバイルアドホックネットワークは既存の通信インフラが必要でないため，災害地域など，通信インフラが利用できない環境への応用が期待されている．このような状況では，ある端末の周辺に存在するデータ，たとえば，負傷者情報などをモニタリングすることが考えられる．しかし，モバイルアドホックネットワークは，通信帯域に制限がある，端末がバッテリ駆動である，端末が自由に移動するといった特徴があり，従来の有線ネットワークで用いられている既存手法をそのまま適用することは困難である．また，周辺データをモニタリングするために，周期的にクエリを発行することによって，データを取得する方法は，トラヒックが大きくなり，効率的でない．そこで，本論文では，クエリ発行端末の周辺に存在するデータを効率的にモニタリングする手法を提案する．提案手法は，周期的にクエリを送信せず，端末の移動に基づいて動的にクエリを伝播させる．クエリを受信した端末は，クエリ発行端末の現在位置を推定し，要求されたデータをその推定位置に向けて送信する．また，提案手法は，データの更新が起きる場合においても効率的に周辺データをモニタリングできる．シミュレーション実験の結果から，提案手法は，クエリ発行端末の周辺に存在するデータを効率的にモニタリングできることを確認した．

キーワード：継続的な範囲検索，モバイルアドホックネットワーク

An Efficient Data Monitoring Method in Mobile Ad Hoc Networks

Yuki Nakayama[1,a)] Daichi Amagata[1,b)] Takahiro Hara[1,c)] Shojiro Nishio[2,d)]

Received: January 12, 2016, Accepted: September 6, 2016

Abstract: In this paper, we address a problem of range-based continuous query processing in mobile ad hoc networks (MANETs). Due to the advantage that no infrastructure is needed, MANETs are useful in various situations such as disaster sites. In such applications, information monitoring techniques are required, for example, to obtain the information on victims. In MANETs, the bandwidth and batteries of nodes are limited and nodes move freely, thus conventional techniques for fixed and wired networks are hard to apply to MANETs. Moreover, periodic data retrieval approach is inefficient because it incurs large traffic to obtain data items continuously. We therefore propose a communication-efficient method for continuously monitoring data existing around a query originating node. Our proposed method does not rely on periodic approach, but rather extends query transmission ranges dynamically and continuously to handle nodes' movement. Query receiving nodes estimate the current position of the query originating node and forward data items toward the position. This approach also enables efficient data forwarding when data updates occur. Simulation experiments demonstrate the efficiency and scalability of our proposed method.

Keywords: continuous range queries, mobile ad hoc networks

[1] 大阪大学大学院情報科学研究科マルチメディア工学専攻
Department of Multimedia Engineering, Graduate School of Information Science and Technology, Osaka University, Suita, Osaka 565–0871, Japan
[2] 大阪大学
Osaka University, Suita, Osaka 565–0871, Japan
[a)] nakayama.yuki@ist.osaka-u.ac.jp
[b)] amagata.daichi@ist.osaka-u.ac.jp
[c)] hara@ist.osaka-u.ac.jp
[d)] nishio@ist.osaka-u.ac.jp

1. はじめに

近年，IEEE802.11 や Bluetooth，Wi-Fi Direct などの無線通信技術の発展や，スマートフォンやタブレット端末な

本論文の内容は 2015 年 7 月のマルチメディア，分散，協調とモバイル（DICOMO2015）シンポジウムで報告され，マルチメディア通信と分散処理研究会主査により情報処理学会論文誌ジャーナルへの掲載が推薦された論文である．

© 2016 Information Processing Society of Japan

どの計算機の小型化や高性能化にともない，これらの無線通信端末のみで一時的に構成されるモバイルアドホックネットワーク（Mobile Ad Hoc Network，以下 MANET）への関心が高まっている．MANET は既存の通信インフラが必要でないため，災害地域など，インターネットが利用できない環境への応用が期待されている [2]．例 1 を用いて MANET が利用される状況の一例を示す．

例 1. 通信インフラが利用できない災害地域において，救急隊員が救護活動を行うことを考える．救急隊員はそれぞれ自身の端末を所持し，それらの端末により MANET が構成されている．救護活動中，救急隊員は取得した負傷者情報を自身の端末に保持する．

上のような状況において，救急隊員は，他の救急隊員が保持する負傷者情報を要求し，救護活動を行うことが考えられる．また，そのような救護活動を効率的に行うために，救急隊員は自身の周辺に存在するデータをモニタリングすることが重要である．このような要求を満たすものとして，ある領域に存在する端末が所持するデータをモニタリングする継続的な範囲検索 [14] が存在する．

1.1 研究背景

MANET において，効率的にデータを取得する研究はこれまでに行われているが，一度きりの検索であるスナップショットクエリを想定している研究がほとんどである [2], [12]．このスナップショットクエリは，継続的にデータを収集することを考えていないため，データモニタリングには適していない．たとえば，周期的にデータを収集することによって，継続的に範囲検索を行うことを考える．しかし，周期的にデータを収集する方法の取得精度およびトラヒックは，クエリを発行する周期に大きく影響される．これを，**図 1** を用いて示す．図 1 は，M_{org} が，時刻 T_1 から時刻 T_{end}（$T_1 < T_2 < T_{end}$）まで，検索周期 $T_2 - T_1$ で周期的にクエリをブロードキャストし，M_{org} との距離が検索半径 R 以下となる端末からデータを取得する例を示している．この例では，簡単化のため，クエリ発行端末 M_{org} は移動しないものとし，M_{org} の通信範囲を検索範囲とする．M_{org} は検索周期ごとに，自身を中心とする半径 R の円である検索範囲にクエリをブロードキャストする．たとえば，M_{org} が，時刻 T_1 および時刻 T_2 に，検索範囲にクエリをブロードキャストした状況を考える．このとき，M_1 および M_2 は，時刻 T_1 以前から検索範囲に存在し，時刻 T_2 までそのまま検索範囲に存在していたものとする．一方，M_3 は，時刻 T_1 以降に検索範囲に入り，時刻 T_2 以前に検索範囲から出て行ったものとする．この場合，M_1 および M_2 はクエリを受信することができ，それぞれ M_{org} に自身のデータを送信する．つまり，M_{org} は，M_1 および M_2 が所持するデータを取得できる．一方，M_3 は，M_{org} がクエリをブロードキャストしたときに，検索範囲に存在していないため，クエリを受信できず，M_{org} は，M_3 が所持するデータを取得できない．このように，検索周期が長い場合，検索範囲内に存在する端末が所持するデータを正確に収集することは困難である．一方，検索周期が短い場合，無駄なクエリのブロードキャストが生じ，トラヒックが大きくなる．

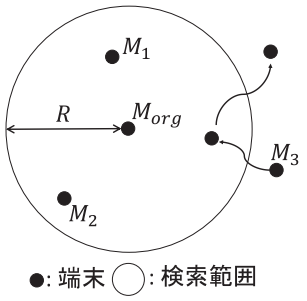


図 1 M_3 が検索周期中に M_{org} の検索範囲に出入りした状況
Fig. 1 An situation that M_3 enters M_{org}'s query range and then leaves the range during a query period.

また，データモニタリングを実行するとき，クエリ発行端末が指定した閾値以上のスコアを持つデータのみを収集することが望ましい状況が考えられる．以下に，その一例を示す．

例 2. 例 1 の状況において，救急隊員は，救護を必要としている重傷者（重傷度がある閾値以上の人）のデータのみをモニタリングする．

このような要求を満たすために，本論文では，MANET における Range-based continuous threshold query（以下 RCT クエリ）処理手法について考える．このクエリは，検索範囲に存在する端末が持つデータの集合の中から，指定されたある閾値以上のスコアを持つデータをモニタリングするものである．RCT クエリは，例 3 のようなアプリケーションにも適用可能である．

例 3. レストラン街において，あるユーザが，評価や予算などのユーザ自身の嗜好がある一定の基準を満たし，かつ，自身の周辺に存在するレストランの情報を要求する．

MANET において RCT クエリのような継続的なクエリ処理を考える場合，通信量の削減および端末の移動に対応することが課題となる．MANET では通信帯域に制限があるため，トラヒックが大きい場合はパケット損失が生じてしまい，正確な解を取得できない．また，端末の移動により検索範囲に存在する端末が動的に変わるため，効率的なクエリの伝播が必要となる．これまでに，MANET において継続的なクエリ処理を扱っている研究もいくつか存在する [6], [7]．しかし，文献 [6] で考えている継続的なクエリは，ユーザに QoS（Quality of Service）の設定を要求し，

© 2016 Information Processing Society of Japan

その QoS 以上の精度を保証した解を取得するものであり，本論文で対象とする継続的に正確な解を取得するクエリとは異なる．また，文献 [7] は，周期的なクエリフラッディングに基づいた手法を提案している．ここで，クエリフラッディングとは，各端末がクエリをブロードキャストし，ある範囲に存在するすべての端末にクエリを伝播させることである．しかし，周期的なクエリフラッディングは，上に述べたように，検索周期が長い場合，検索範囲内に存在する端末が所持するデータを正確に収集することが困難である．一方，検索周期が短い場合，無駄なクエリのフラッディングが生じてしまう．したがって，適切な検索周期を設定することが困難であるため，周期的なクエリフラッディングは継続的なクエリの処理には適していない．そこで，筆者らは，効率的な RCT クエリ処理手法を提案する．本論文の提案手法の概要を以下に記す．クエリ発行端末は，自身の位置および速度を含むクエリを検索範囲にフラッディングする．このクエリのフラッディングにより，検索範囲内に存在するすべての端末はクエリを受信する．クエリを受信した端末は，クエリに含まれる情報を基に，クエリ発行端末の現在位置を継続的に推定する．また，クエリを受信した端末は，クエリ発行端末の推定位置を基に検索範囲を把握し，検索範囲に新たに他の端末が入った場合，クエリをブロードキャストする．さらに，ジオルーティング [11] を用いて，推定位置に向けて自身のデータを送信する．提案手法は，クエリ発行端末の現在位置を推定することにより，動的にクエリを伝播させる．これにより，トラヒックを削減しつつ，クエリ発行端末は継続的に検索範囲内のデータを取得できる．

1.2 本論文の貢献と構成

本論文の貢献を以下に示す．

- MANET における RCT クエリ処理問題について考える初めての論文である．
- 端末の移動に応じてクエリ伝播範囲を動的，かつ継続的に延長する効率的な RCT クエリ処理手法を提案する．
- 提案手法の有効性およびスケーラビリティをシミュレーション実験により示す．

以下では，2 章で，本論文における想定環境，および関連研究について述べる．次に，3 章で，提案手法の詳細を説明し，4 章で，シミュレーション実験の結果を示す．最後に，5 章で，本論文の結論を述べる．

2. 事前準備

まず，2.1 節において，想定環境および本論文で考える問題を定義する．その後，2.2 節において，関連研究について述べる．

2.1 問題定義

ネットワークモデル． n 台の端末（識別子：$M_1, M_2, \ldots, M_n$）でネットワークが構成され，各々が自由に移動する．また，各端末は，通信半径（r [m]）以内に存在する端末（隣接端末）と互いに通信可能である．各端末は，GPS などにより自身の位置を知っているものとし，また，自身の速度も知っているものとする．さらに，各端末は，NDP（Neighbor Discovery Protocol）[9], [13] により，隣接端末の現在位置をつねに把握しているものとする．NDP とは，MAC 層において周期的に隣接端末と位置情報を交換し合うプロトコルである．各端末が端末 ID（4 [B]）および二次元の位置情報（8 [B]）を周期 τ [s] でブロードキャストすることを想定した場合，1 端末あたり毎秒 $12/\tau$ [B] のトラヒックが生じる．しかし，NDP は，モバイルネットワークにおいて，データ検索およびデータ管理を行ううえでよく用いられているプロトコルであり，ネットワーク上の他のアプリケーションにおいても利用されている [5], [6], [15], [17]．そのため，本論文では NDP のトラヒックは考慮しない．また，各端末 M_i が保持しているデータ集合を O_i と表す．あるデータ $o \in O_i$ のスコアは，なんらかのスコアリング関数により計算される．さらに，時間の経過にともなってデータが更新されることにより，スコアも変化する．

Range-based continuous threshold query（RCT クエリ）． クエリ発行端末が検索半径 R，閾値 ρ，およびクエリ終了時刻 t_{end} を決定する．RCT クエリは，クエリ発行端末が，自身を中心とする半径 R の円を検索範囲とし，時刻 t_{end} までその検索範囲内に存在する端末が所持する ρ 以上のスコアを持つデータをモニタリングするクエリである．つまり，本論文では，クエリ発行端末が，検索範囲内に存在する端末が所持する ρ 以上のスコアを持つデータを時刻 t_{end} まで継続的に収集する効率的な手法について考える．

2.2 関連研究

集中管理データベースの分野において，継続的な範囲検索を効率的に行う様々な手法が提案されている [3], [10], [14]．文献 [3], [10] は，検索範囲が移動しない場合について，また，文献 [14] は，検索範囲が移動する場合について考えている．これらの研究は，計算速度の高速化を目的としたアルゴリズムを提案しており，本論文で想定する問題とは異なる．

無線ネットワークの分野において，継続的なデータ検索問題を扱う研究がさかんに行われている [8], [16], [19]．文献 [16] では，無線センサネットワークにおける効率的な Top-k データモニタリング手法が提案されている．この提案手法では，各センサ端末にフィルタを設定し，センサデータがフィルタを超えた場合にのみ，センサデータを基

© 2016 Information Processing Society of Japan

地局に送信する．また，文献 [19] では，ある指定地点からの k 最近傍データをモニタリングする手法が提案されている．この手法では，k 最近傍データと指定地点の距離を用いてモニタリング領域を設定し，モニタリング領域内のセンサ端末のみがセンサデータを基地局へ送信することにより，トラヒックを削減している．これらの研究は固定ネットワークを想定しているため，MANET へ適用できない．また，文献 [8] において，継続的な範囲検索の効率的な処理手法が提案されている．しかし，無線ネットワークと有線ネットワークが混在する環境を想定しており，本論文で想定する環境と異なる．

文献 [6], [7] は，MANET における継続的な範囲検索問題を扱っている．これらの研究は，クエリ発行端末の周辺の端末集合をモニタリングする手法を提案している．文献 [6] では，クエリ発行端末が要求精度（QoS）を設定し，その QoS を利用してトラヒックを削減する手法を提案している．各端末は，以前に発行されたクエリによって取得した自身の周辺の端末情報をキャッシュする．クエリ発行端末は，まず，自身のキャッシュ内の情報のみで QoS を満たすかどうか判断する．もし，QoS を満たす場合は，そこで検索を終了し，キャッシュ内の情報を検索結果とする．QoS を満たさない場合は，QoS を満たすまでクエリを送信する範囲を拡張し，端末情報を収集する．文献 [7] では，ExtRange と呼ばれる手法が提案されている．ExtRange は，端末の移動速度の最大値が既知であると想定している．この手法は，まず，クエリ発行端末が検索範囲にマージンを設定した拡張範囲にクエリをフラッディングする．クエリを受信した端末は，クエリ発行端末へ自身の現在位置を送信する．また，クエリ発行端末は，周期 WT ごとに拡張範囲へクエリをフラッディングする．周期（WT）は，WT 以内に拡張範囲外の端末が検索範囲に入らないことを保証するように移動速度の最大値から計算される．これにより，クエリ発行端末が，検索範囲内の正確な端末集合を継続的に取得することを保証する．ExtRange は，周期的なクエリフラッディングを用いている点，および，拡張範囲により，不必要なデータ送信が大量に生じる点から効率的でない．そこで，提案手法は，各端末が必要なときにのみクエリを伝播させるアプローチを用いて，トラヒックを削減する．

提案手法は，文献 [11] で提案されているジオルーティング（GPSR）を用いる．このルーティング手法は隣接端末の位置情報を用いてメッセージを送信する．送信端末は，隣接端末の中から目的地端末に最も近い端末を次の送信端末として選択する．そして，選択した次の送信端末へメッセージを送信する．メッセージを受信した端末は同様の方法でメッセージを送信する．このルーティング手法は，中継端末の数が最小になるという利点がある．

3. 提案手法

本章では，まず，3.1 節において，提案手法の概要を説明する．次に，3.2 節において，提案手法の詳細について述べる．最後に，3.3 節において，提案手法の取得精度および取得遅延について分析する．

3.1 提案手法の概要

初めに，クエリ発行端末 M_{org} はクエリを検索範囲にフラッディングする．提案手法で伝播させるクエリは $q = <M_{org}, seq, t_{issue}, t_{end}, range, \rho, pos, v, \mathbb{M}>$ で表される．M_{org} はクエリ発行端末の識別子，seq はシーケンス番号，t_{issue} はクエリ発行時刻（またはクエリ更新時刻），t_{end} はクエリ終了時刻を表す．$range$ はクエリ伝播範囲の半径（クエリ伝播範囲は検索範囲を包含する円であり，3.2 節で定義する），ρ は閾値，pos は t_{issue} 時における M_{org} の位置 (X_t, Y_t)，v は t_{issue} 時における M_{org} の速度 (V, θ) を表し，$\mathbb{M}$ は，クエリの送信先となる端末の識別子のリストを表す．

クエリを受信した端末は，閾値以上のスコアを持つデータを所持している場合，GPSR により，閾値以上のスコアを持つデータを，このときに計算した M_{org} の推定位置へ送信する．また，クエリを受信した端末は，クエリに含まれる情報を用いて，M_{org} の現在位置を推定する．さらに，クエリを受信した端末は，検索範囲外に存在する隣接端末の位置を NDP により監視し，監視している隣接端末が検索範囲に入った場合，クエリをブロードキャストする．これにより，検索範囲に存在するすべての端末が継続的かつ動的にクエリを受信する．

一方，M_{org} の速度が変化した場合，M_{org} の推定位置と現在位置に誤差が生じる．このとき，クエリが正確に検索範囲に伝播されず，M_{org} は検索範囲に存在する端末の所持するデータを取得できない可能性が生じる．そこで，クエリ発行端末は，クエリを受信した端末と同様の方法で自身の推定位置を継続的に計算し，その推定位置と実際の現在位置に誤差があるか確認する．誤差が生じた場合，クエリ発行端末は，位置や速度などの情報を更新したクエリを検索範囲にフラッディングする．しかし，わずかな誤差で，更新したクエリをフラッディングする場合，フラッディングの頻度が多くなり，トラヒックが増加する．そこで，トラヒックの増加を抑制するために，誤差の許容範囲 D を設定する．すなわち，M_{org} は，現在位置と推定位置の距離が D となった場合に，更新したクエリをフラッディングする．このように，提案手法は周期的なクエリフラッディングを行わず，動的にクエリを伝播させる．また，クエリを受信した端末が自身のデータを更新し，そのスコアが閾値以上となった場合，更新されたデータを，M_{org} の推定位置へ送信する．

© 2016 Information Processing Society of Japan

3.2 クエリの伝播

検索範囲にクエリをフラッディングする単純な方法は，M_{org} がクエリをブロードキャストし，検索範囲内でクエリを受信したすべての端末がクエリをブロードキャストする方法である．しかし，この方法は，検索範囲内に存在する端末数が多い場合，無駄にトラヒックが大きくなってしまう．この問題を解決するために，Yang らは隣接端末の位置情報を用いて，メッセージをブロードキャストする端末を限定することにより，トラヒックを削減するフラッディング手法を提案している [18]．文献 [18] で提案されている手法は，すべての端末がメッセージを受信することが保証されているため，提案手法では，この手法を用いて，M_{org} が検索範囲にクエリ q をフラッディングする．

3.1 節で述べたように，クエリを受信した端末は M_{org} の現在位置を推定し，その推定位置を基にして，クエリ伝播およびデータ送信を行う．各端末は以下の式を用いて M_{org} の推定位置を計算する．

$$X_E = X_t + (t_{cur} - t_{issue}) \cdot V \cos\theta$$
$$Y_E = Y_t + (t_{cur} - t_{issue}) \cdot V \sin\theta$$

(X_E, Y_E) は M_{org} の推定位置，t_{cur} は現在時刻である．

このように，M_{org} の推定位置は t_{issue} 時に発行されたクエリの情報により計算されるため，M_{org} の速度が変化した場合，M_{org} の推定位置と現在位置に誤差が生じる．**図 2** は M_{org} がクエリをフラッディングし，時間が経過した後の M_{org} の推定位置と現在位置の一例を示している．図 2 に示すように，時間が経過すると，推定位置（$M_{org}.pos_{est}$）と現在位置（$M_{org}.pos_{cur}$）に誤差が生じる．M_{org} 以外の端末は，M_{org} の推定位置を基にして，クエリ伝播およびデータ送信を行うため，このように誤差が生じた場合，M_{org} は正確に検索範囲内のデータを取得できない可能性がある．

この問題に対して，以下のように対応する．推定位置と現在位置の距離が D となったときに，M_{org} はクエリの要素を更新し（$q.seq = q.seq + 1$，$q.t_{issue} = t_{cur}$，$q.pos = M_{org}.pos_{cur}$，$q.v = M_{org}.v_{cur}$），最初にクエリを発行したときと同様の方法で，更新したクエリをフラッディングする．これにより，M_{org} は，M_{org} の推定位置を中心とする半径 D の円内に存在することが保証される．図 2 の円は，M_{org} が存在する可能性がある領域を示している．したがって，M_{org} が図 2 の円で示した領域内のどこに存在していても検索範囲内のデータを取得できるように，$q.range = R + D$ と設定する．

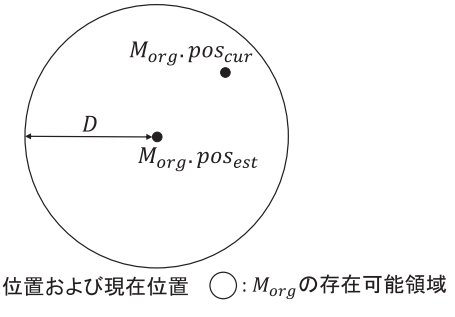


図 2 M_{org} の推定位置および現在位置の例

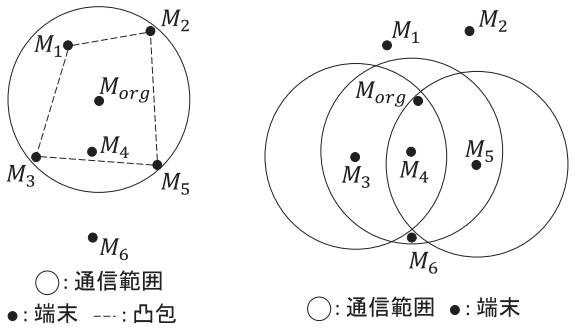
Fig. 2 An example of the estimated and current positions of M_{org}.

また，以下の理由により，D は $\frac{r}{2}$ 以下の値に設定される．3.1 節で述べたように，データは GPSR を用いて，M_{org} の推定位置へ送信される．よって，推定位置の最近傍端末が M_{org} でない可能性が存在する．しかし，この場合でも，$D \leq \frac{r}{2}$ のとき，推定位置の最近傍端末と M_{org} の距離は $2D$（$= r$）以下，つまり，推定位置の最近傍端末の通信範囲内に M_{org} は存在する．したがって，推定位置の最近傍端末がデータをブロードキャストすることにより，M_{org} はデータを受信できる．一方，$D > \frac{r}{2}$ の場合，推定位置の最近傍端末と M_{org} の距離は r より大きくなる場合がある．この場合，M_{org} が必要なデータを取得するためには，推定位置の最近傍端末がデータをフラッディングする必要があり，これは大きなトラヒックが生じてしまう．

以下に，クエリフラッディングおよびクエリ伝播範囲の動的な延長の方法を詳細に説明する．以降において，「検索範囲」を，M_{org} の現在位置を中心とする半径 R の円（M_{org} がデータをモニタリングする範囲），「クエリ伝播範囲」を，M_{org} の推定位置を中心とする半径 $R + D$（$= q.range$）の円（クエリを伝播させる範囲）とする．

クエリフラッディング． 提案手法では，文献 [18] で提案されているフラッディング手法を用いて，M_{org} がクエリを検索範囲内にフラッディングする．以下にその詳細を記す．まず，M_{org} は，NDP により把握している隣接端末の位置情報を用いて，すべての隣接端末を含む最小の多角形を作成する．作成した多角形の頂点の端末集合を凸包と呼ぶ．$q.\mathbb{M}$ に凸包中の端末の識別子を設定し，M_{org} はクエリ q をブロードキャストする．クエリ伝播範囲に存在する端末 M_i が初めてクエリを受信したとき，M_i は $q.\rho$ 以上のスコアを持つ自身のデータを，GPSR により M_{org} の推定位置へ送信する．さらに，$M_i \in q.\mathbb{M}$ である場合，M_i は M_{org} と同様の方法でクエリをブロードキャストする．一方，$M_i \notin q.\mathbb{M}$ である場合，M_i は，$q.\mathbb{M}$ に含まれる端末およびクエリ q の送信元端末の通信範囲内に，M_i のすべての隣接端末が包含されているか確認する．M_i のすべての隣接端末が上記の範囲内に包含されている場合，M_i はクエリをブロードキャストしない．上記の範囲内に包含されていない隣接端末が存在する場合，M_i は M_{org} と同様の方法でクエリをブロードキャストする．また，クエリ伝播範囲に存在する端末が自身の持つデータを更新し，そのスコアが $q.\rho$ 以上となった場合，更新したデータを M_{org} の推定位置へ送信する．以上より，検索範囲に存在するすべ

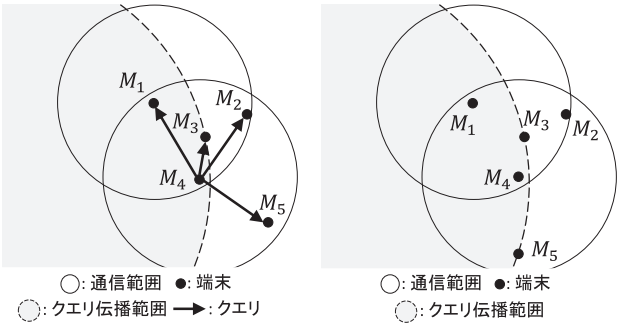
© 2016 Information Processing Society of Japan



(a) M_{org} がクエリをブロードキャストする例

(b) $M_4(\notin q.\mathbb{M})$ がクエリをブロードキャストする例

図 3 クエリフラッディングの例
Fig. 3 An example of query flooding.



(a) 時刻 T_1 における端末の位置

(b) 時刻 T_2 における端末の位置

図 4 クエリの動的な延長の例
Fig. 4 An example of query extension.

ての端末がクエリを受信でき，M_{org} はそれらの端末が所持する閾値以上のデータを取得できる．

図 3 を用いて，クエリフラッディングの例を示す．図 3 (a) において，M_{org} は，隣接端末 M_1，M_2，M_3，M_4，および M_5 の位置を NDP によって把握している．M_{org} は，これらの端末の位置情報を用いて凸包を作成し，クエリをブロードキャストする．つまり，M_{org} は，$q.\mathbb{M}$ に M_1，M_2，M_3，および M_5 の識別子を加えた後，クエリをブロードキャストする．次に，$q.\mathbb{M}$ に含まれる端末 M_1，M_2，M_3，および M_5 は，M_{org} と同様の方法でクエリをブロードキャストする．M_4 は，$q.\mathbb{M}$ に含まれないが，図 3 (b) に示すように，隣接端末である M_6 が，M_3 および M_5 の通信範囲に含まれないため，クエリをブロードキャストする．

クエリ伝播範囲の動的な延長． クエリを受信した端末は，クエリ伝播範囲外に存在する自身の隣接端末の位置を監視し，監視している隣接端末がクエリ伝播範囲に入ったときに，クエリをブロードキャストする．具体的には，クエリ伝播範囲外の端末 M_j がクエリ伝播範囲に入ったとき，クエリ伝播範囲に存在する M_j の隣接端末がクエリをブロードキャストする候補端末となる．候補端末 M_i は，M_j を除く自身の隣接端末の中で最も M_j に近い場合，クエリをブロードキャストし，M_j はそのクエリを受信する．さらに，M_j は，$q.\rho$ 以上のスコアを持つデータを所持している場合，GPSR により，M_{org} の推定位置へ閾値以上のスコアを持つデータを送信する．このとき，M_i および M_i が送信したクエリを傍受した端末は，M_i の通信範囲内に存在する端末がクエリを受信したと見なし，それらの端末が新たにクエリ伝播範囲に入った場合には，クエリをブロードキャストしない．

図 4 を用いて，クエリ伝播範囲の動的な延長の例を示す．図 4 (a) は，時刻 T_1 において，M_3 が初めてクエリ伝播範囲に入った場合を示している．このとき，M_1 および M_4 は，NDP により，M_3 がクエリ伝播範囲に入ったことを検知し，クエリをブロードキャストする候補端末となる．ここで，M_1 よりも M_4 の方が M_3 に近いため，M_4 のみがクエリをブロードキャストする．M_4 は，M_2，M_3 および M_5 がクエリを受信したと判断し，M_1 は，M_2 および M_3 がクエリを受信したと判断する．図 4 (b) は時刻 T_2 $(> T_1)$ において，M_5 が初めてクエリ伝播範囲に入った場合を示している．しかし，M_4 は，M_5 がすでにクエリを受信していると判断するため，クエリをブロードキャストしない．

上に述べたように，提案手法では，効率的なクエリフラッディング，およびクエリ伝播範囲の動的な延長を実現しており，M_{org} は検索範囲に存在する端末が所持する閾値以上のスコアを持つデータをモニタリングできる．アルゴリズム 1 にクエリ伝播処理の詳細，アルゴリズム 2 にデータ送信処理の詳細を示す．

3.3 議論

本節では，以下の想定を置いて，提案手法の取得精度および取得遅延について分析する．

- メッセージの損失は起きない．
- クエリ伝播範囲内において，ネットワークホール [1]（クエリ伝播範囲内に存在するどの端末の通信範囲にも含まれない領域）は存在しない．

これらの想定は本節でのみ置いており，4 章のシミュレーション実験においては，メッセージの損失およびネットワークホールが生じる可能性がある．

3.3.1 取得精度の分析

クエリ発行端末 M_{org} が検索範囲に存在する端末が所持するすべてのデータを継続的に取得できることを証明する．メッセージの損失が起きない想定，および 3.2 節の D の値を設定する部分の議論より，M_{org} が他の端末によって送信されたデータを必ず受信できることは明らかである．よって，検索範囲に存在する端末が必ずクエリを受信できることを以下に示す．

補題 1. 検索範囲内に存在するすべての端末は必ずクエリを受信できる．

© 2016 Information Processing Society of Japan

Algorithm 1: クエリ伝播処理

```
/*クエリ発行端末 M_org*/
case M_org initiates monitoring                    // モニタリングの開始
    q ← <M_org, seq, t_cur, t_end, range,
    ρ, M_org.pos_cur, M_org.v_cur, 𝕄>
    Broadcast query q
case Dist(M_org.pos_est, M_org.pos_cur) = D  // M_org の現在位置と推定位置の誤差が D となった.
    q ← <M_org, seq + 1, t_cur, t_end, range,
    ρ, M_org.pos_cur, M_org.v_cur, 𝕄>
    Broadcast query q
/*クエリ発行端末以外の端末 M_i*/
case M_i receives query q                          // M_i がクエリ q を受信
    if q.seq > M_i.q.seq  or  M_i receives query q for the first time then
        M_i.q ← q
        if M_i receives query q for the first time then
            for ∀o ∈ O_i do
                o.flag ← 0
        if q.𝕄 ≠ ∅ then    // M_i がフラッディングクエリを受信
            if Dist(M_i.pos_cur, M_org.pos_est) ≤ q.range then
                if M_i ∈ q.𝕄 then
                    q ← <M_org, seq, t_issue, t_end, range,
                    ρ, pos, v, 𝕄>
                    Broadcast query q
                else if there is an M_i's neighboring node which does not exist within the communication ranges of ∀M ∈ q.𝕄 and the sender node of q then
                    q ← <M_org, seq, t_issue, t_end, range,
                    ρ, pos, v, 𝕄>
                    Broadcast query q
case Dist(M_j.pos_cur, M_org.pos_est) = q.range     // M_i の隣接端末 M_j がクエリ伝播範囲に入った.
    if Dist(M_i.pos_cur, M_org.pos_est) ≤ q.range then
        if M_i is the nearest to M_j among M_i's neighboring nodes except M_j then
            q ← <M_org, seq, t_issue, t_end, range,
            ρ, M_org.pos, v, ∅>
            Broadcast query q
```

Algorithm 2: データ送信処理

```
/*クエリ発行端末 M_org*/
case M_org receives O'          // M_org がデータ集合 O' を受信
    O_org ← O_org ∪ O'      // O_org に受信したデータを格納
/*クエリを受信した端末 M_i*/
case M_i receives O                // M_i がデータ集合 O を受信
    Forward O to M_org by GPSR
case Dist(M_i.pos_cur, M_org.pos_est) ≤ q.range     // M_i がクエリ伝播範囲内に存在
    if ∃o ∈ O_i where o.score ≥ q.ρ  and  o.flag = 0 then
        O' ← {∀o ∈ O_i | o.score ≥ q.ρ  and  o.flag = 0 }
        Forward O' to M_org by GPSR
        for ∀o ∈ O' do
            o.flag ← 1
    if o ∈ O_i is updated // M_i が所持するデータ o が更新された.
    then
        if o.score ≥ q.ρ and
        Dist(M_i.pos_cur, M_org.pos_est) ≤ q.range then
            Forward o to M_org by GPSR
            o.flag ← 1
```

証明. 初めに，クエリフラッディングについて考える．提案手法は，文献 [18] で提案されているクエリフラッディング手法を用いている．文献 [18] の証明より，クエリ伝播範囲内に存在するすべての端末は必ずクエリを受信できる．次に，クエリ伝播範囲の延長について考える．クエリ伝播範囲内にネットワークホールが存在しないため，新たにクエリ伝播範囲に入った端末は，クエリ伝播範囲内に少なくとも 1 台の隣接端末が存在する．上に示したとおり，クエリ伝播範囲に存在するすべての端末はすでにクエリを受信している．よって，新たにクエリ伝播範囲に入った端末は，少なくとも 1 台の隣接端末からクエリを受信できる．したがって，新たにクエリ伝播範囲に入った端末は必ずクエリを受信できる．上記の証明および検索範囲がクエリ伝播範囲に包含されることより，検索範囲に存在するすべての端末は必ずクエリを受信できる． □

3.3.2 データ取得遅延の分析

本項では，M_{org} が，検索範囲に存在する端末が所持するデータを取得するまでの遅延について，以下の想定を置いて分析する．

- クエリの送受信にかかる時間を 0 [s] とする．
- 隣接端末間でのデータの送受信にかかる時間は Δt [s] とする．
- 簡単化のため，特別な記述をしていない場合，データの送受信中に，端末は移動しないものとする．

MANET では，IEEE802.11 や Bluetooth，Wi-Fi Direct などの，帯域が Mbps オーダである無線通信技術を利用できる．また，クエリサイズは Byte オーダであるため，通信帯域に対して，非常に小さい．したがって，クエリの送受信にかかる時間は 0 [s] と想定する．また，MANET のアプリケーション例の 1 つである災害地域において，データは，負傷者名，負傷度および負傷者の位置のような複数の属性から構成されていると想定できる．よって，データサイズは帯域に対して小さく，隣接端末間でのデータの送受信にかかる時間は小さい（Δt [s] とする）．また，このようなアプリケーションでは，救急隊員が端末を所持するため，端末の移動速度を歩行者程度と想定できる．したがって，隣接端末間でメッセージの送受信を行っている間に，それらの端末は移動しないと見なせる．つまり，フラッディングにより M_{org} から検索範囲の端までクエリが到達する時間，およびジオルーティングにより検索範囲の端から M_{org} ま

© 2016 Information Processing Society of Japan

でデータが到達する時間が，M_{org} が D の距離を移動する時間に比べて小さい．以上の想定を置いて，検索範囲に存在する端末がデータを送信してから，M_{org} がそのデータを取得するまでの時間について分析する．データの送信が起きるのは，(I) モニタリングの開始時，(II) クエリの再発行時，(III) クエリ伝播範囲に新たな端末が入ったとき，および (IV) データ更新が起きたときの 4 通りである．

ケース (I). $Dist(M_{org}, M_i)$ を，M_{org} へデータを送信する端末 M_i と M_{org} との距離とする（$0 < Dist(M_{org}, M_i) \leq R$）．このときのデータ取得遅延は，以下の式で表される．

$$Delay_{init} \simeq \Delta t \cdot \left\lceil \frac{Dist(M_{org}, M_i)}{r} \right\rceil$$

データ送受信中の端末の移動を考慮する場合，データ転送中に，クエリ伝播範囲と検索範囲の間に存在する端末が検索範囲に入る場合がある．しかし，この場合，検索範囲に入る端末は M_{org} に近づくため，遅延は $Delay_{init}$ よりも小さくなる．

ケース (II). 3.3.1 項の証明より，M_{org} は，推定位置と現在位置の誤差が D よりも小さい場合，クエリ伝播範囲内に存在する端末が所持するすべてのデータを取得している．つまり，**図 5** において，M_{org} は，影の付いた領域に存在する端末が所持するデータをすでに取得している．また，図 5 は，M_{org} の現在位置（$M_{org}.pos_{cur}$）と推定位置（$M_{org}.pos_{est}$）の距離が D となった場合，すなわち，M_{org} がクエリを再発行するときを示している．M_{org} は，このときに M_{org} との距離が R となった端末（図 5 における M_i）を除いて，検索範囲内に存在するすべての端末が所持するデータをすでに取得している．したがって，クエリ再発行時は M_i の所持するデータにのみ取得遅延が生じ，これは以下の式によって表される．

$$Delay_{reissue} \simeq \Delta t \cdot \left\lceil \frac{R}{r} \right\rceil$$

しかし，図 5 における M_i のような端末になる場合が頻繁に生じることは考えにくい．

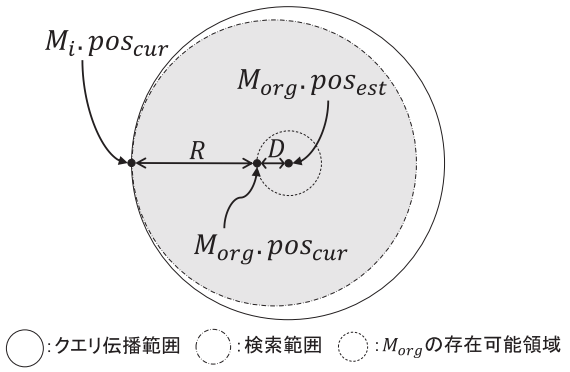


図 5 クエリ再発行時の M_{org} の推定位置および現在位置
Fig. 5 The estimated and current positions of M_{org} when M_{org} re-issues the query.

ケース (III). 新たにクエリ伝播範囲に入った端末 M_j は，クエリ伝播範囲に入ったときにクエリを受信し，閾値以上のスコアを持つ自身のデータを M_{org} に送信する．このとき，M_j と M_{org} の推定位置の距離は $R + D$ である．また，M_{org} は，半径 D，中心を M_{org} の推定位置とする円内に存在する．よって，M_j と M_{org} の現在位置の距離は R よりも大きい．つまり，M_{org} は送信端末が検索範囲に入る前にデータをすでに受信しているため，ケース (III) における遅延は 0 秒である．データ送受信中の端末の移動を考慮すると，遅延が生じる場合もあるが，最大でも $Delay_{reissue}$ である．

ケース (IV). クエリ伝播範囲に存在する端末が自身のデータを更新し，そのデータのスコアが閾値以上となった場合，その端末は，更新データを M_{org} に送信する．このときの取得遅延は $Delay_{init}$ と等しい．

考察. 以上より，移動速度が歩行者程度と想定される端末で構成される MANET において，ケース (II) およびケース (III) の場合，データ取得遅延はほぼ生じないと考えられる．また，ケース (I) およびケース (IV) の場合においても，通信帯域に対するデータサイズが小さく，検索半径がそれほど大きくない場合，データ取得遅延は十分に小さい．

4. シミュレーション評価

本章では，提案手法の性能評価のために行ったシミュレーション実験の結果を示す．本実験では，ネットワークシミュレータ QualNet6.1 を用いた[*1]．上で述べたように，3.3 節で置いた想定は，本章では適用しない．

4.1 シミュレーション環境

1,000 [m] × 1,000 [m] の二次元平面上に 400 台の端末が存在する．各端末はランダムウォークモデル [4] に従い，[0.1, 1.5] [m/s] の速度で移動する．各端末は IEEE802.11b を使用し，帯域 11 [Mbps]，通信伝播距離が 100 [m] 程度となる送信電力で通信する．また，各端末は，自身の位置，および通信範囲内に存在する隣接端末の位置をつねに把握しているものとする．各端末は 128 [Byte] のデータを 50 個保持するものとする．検索開始時におけるネットワーク全体のスコア分布は正規分布に従うものとし，スコアは [0, 1,000] の中の整数値とした．各データのスコアは，60 [s] ごとに確率 P_{update} で変化するものとし，1 回の変化量は [−50, 50] の中の整数値とした．クエリ継続時間は T_{dur} [s]，閾値は ρ とした．検索範囲は，クエリ発行端末を中心とする半径 R [m] の円とした．つまり，クエリ発行端末は，T_{dur} [s] 間，検索範囲に存在する端末が所持する閾値 ρ 以

*1 Scalable Network Technologies: Creators of Qualnet Network Simulator Software, [http://www.scalable-networks.com].

© 2016 Information Processing Society of Japan

表 1　パラメータ設定
Table 1　Parameter setting.

パラメータ	意味	デフォルト値（範囲）
R [m]	検索半径	**300**（200–400）
T_{dur} [s]	クエリ継続時間	**600**（600–1,800）
ρ	閾値	**950**（900–990）
P_{update}	データ更新率	**0.3**（0–1.0）

上のスコアを持つデータを継続的に取得する．上で設定したパラメータを**表 1** に示す．太字がデフォルト値であり，あるパラメータによる影響を調べるときは，他のパラメータをデフォルト値で固定した．

比較手法として，単純手法および ExtRange [7] を用いた．単純手法は，クエリ発行端末が検索周期ごとに検索範囲にクエリをフラッディングし，クエリを受信した端末は，以前に送信していないスコアが閾値 ρ 以上のデータを送信する．本実験では，単純手法における検索周期を 5 [s] とした．これは，予備実験の結果において，取得精度が最も高かったためである．ExtRange は，クエリ発行端末が $\frac{R \cdot \varepsilon}{2 \cdot V_{max}}$ [s] ごとに検索範囲にマージンをとった領域（拡張範囲）にクエリをフラッディングする．V_{max} は全端末の移動速度の最大値（本実験では $V_{max} = 1.5$），また，ε は検索範囲の拡張率である．拡張範囲は，クエリ発行端末を中心とする半径 $(1+\varepsilon) \cdot R$ の円である．その後，クエリを受信した端末は，以前に送信していないスコアが閾値 ρ 以上のデータをクエリ発行端末へ送信する．また，クエリを受信した端末は，クエリを受信してから $\frac{R \cdot \varepsilon}{2 \cdot V_{max}}$ [s] 以内に，スコアが閾値 ρ 以上となるデータの更新が起きた場合，更新が起きたデータをクエリ発行端末へ送信する．これらの手法では，クエリフラッディングおよびデータ送信において，提案手法と同様の方法を用いた．

以上のシミュレーション環境において，クエリ発行端末をランダムに選択し，クエリを発行するという処理を 100 回繰り返し，以下の評価値の平均を調べた．

- トラヒック：送信されたメッセージの総バイト数．
- 再現率：以下の式で計算される．

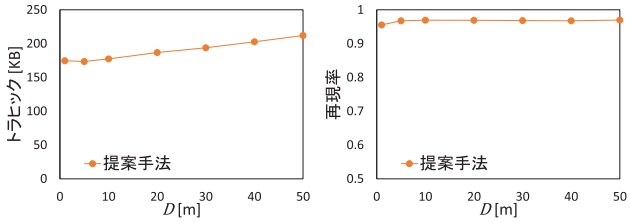
$$\text{再現率} = \frac{TruePositive}{TruePositive + FalseNegative} \quad (1)$$

- 適合率：以下の式で計算される．

$$\text{適合率} = \frac{TruePositive}{TruePositive + FalsePositive} \quad (2)$$

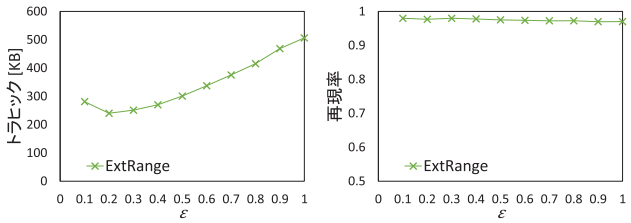
$TruePositive$ はクエリ発行端末が取得したデータのうち正解集合（検索範囲に存在する端末が所持する閾値以上のスコアを持つデータ）であるデータ数，$FalseNegative$ は正解集合のうちクエリ発行端末が取得できなかったデータ数，$FalsePositive$ はクエリ発行端末が取得したデータのうち一度も正解集合に入っていないデータ数である．

単純手法では，検索範囲外のデータ（正解集合でないデータ）を取得しないため，つねに，$FalsePositive = 0$ であり，適合率は必ず 1 となる．よって，単純手法の適合率は評価しない．



(a) トラヒック　(b) 再現率

図 6　提案手法における D の影響
Fig. 6　Impact of D.



(a) トラヒック　(b) 再現率

図 7　ExtRange における ε の影響
Fig. 7　Impact of ε.

4.2　評価結果

4.2.1　D および ε の影響

初めに，提案手法における D を $[1, 50]$ [m] の範囲，ExtRange における ε を $[0.1, 1]$ の範囲で変化させ，D および ε の最適値を調べた．D および ε 以外のパラメータはデフォルト値を用いた．

提案手法における D を変化させて実験した結果を**図 6** に示す．図 6 (a) は，D が大きくなるとトラヒックが増加することを示している．一方，図 6 (b) は，再現率はあまり変化しないことを示している．D が大きいとき，クエリ伝播範囲も大きくなり，正解集合でないデータが大量に送信される．これらの結果より，$D = 5$ とした．

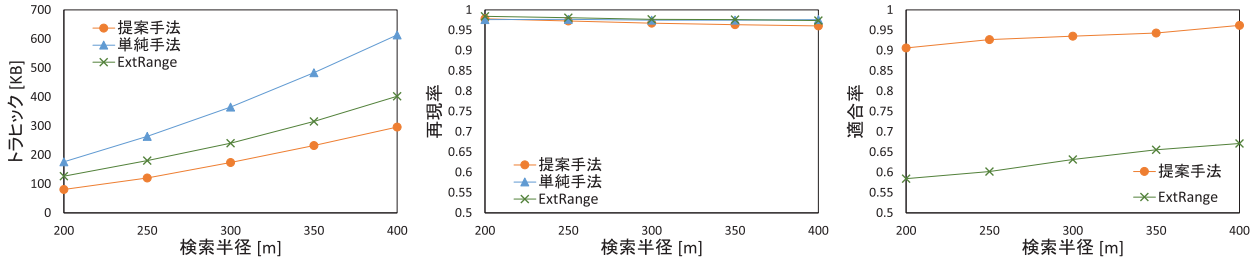
ExtRange における ε を変化させて実験した結果を**図 7** に示す．図 7 (a) より，基本的に，ε が増加すると，トラヒックが増加している．しかし，図 7 (b) より，再現率はあまり変化しないことが分かる．この結果は提案手法における D の影響と同じ理由である．これらの結果より，$\varepsilon = 0.2$ とした．

4.2.2　検索半径の影響

検索半径 R を変化させたときの提案手法の性能を調べた．その結果を**図 8** に示す．横軸は検索半径 R を示し，縦軸は図 8 (a) はトラヒック，図 8 (b) は再現率，図 8 (c) は適合率を表す．

図 8 (a) は，すべての手法において，R が大きくなるとトラヒックが増加することを示している．これは，検索範

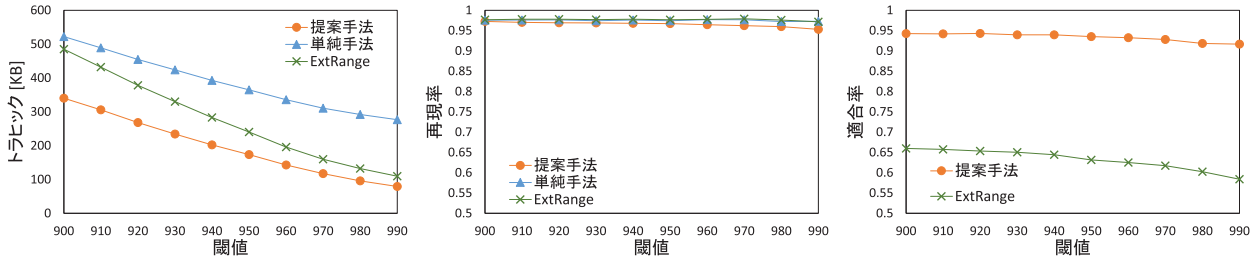
© 2016 Information Processing Society of Japan



(a) トラヒック　(b) 再現率　(c) 適合率

図 8　検索半径 R の影響

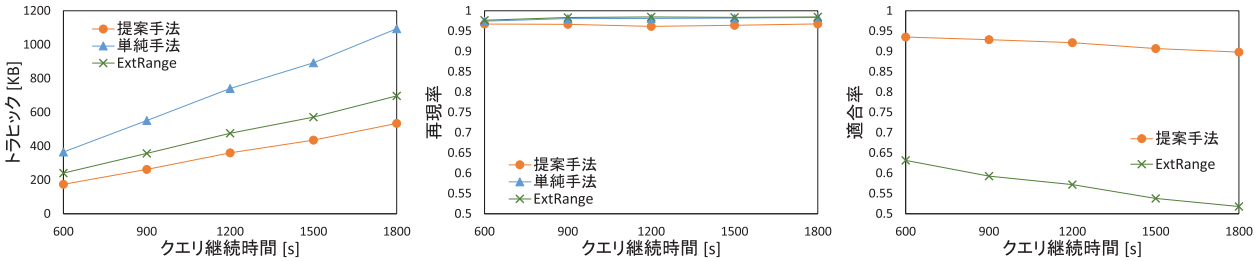
Fig. 8　Impact of R.



(a) トラヒック　(b) 再現率　(c) 適合率

図 9　閾値 ρ の影響

Fig. 9　Impact of ρ.



(a) トラヒック　(b) 再現率　(c) 適合率

図 10　クエリ継続時間 T_{dur} の影響

Fig. 10　Impact of T_{dur}.

囲に存在する端末数が増加し，それにともなって，送信されるデータ数も増加するためである．図 8 (b) より，提案手法は，他の手法と同様に高い再現率を維持していることが分かる．また，提案手法は，単純手法および ExtRange よりもトラヒックが小さい．この結果より，提案手法がより効率的にクエリを伝播させていることが分かる．一方，図 8 (c) は，提案手法が，ExtRange よりも適合率が高いことを示している．これは，ExtRange の拡張範囲が大きいので，False Positive となるデータが多くなるためである．

4.2.3　閾値の影響

閾値 ρ を変化させたときの提案手法の性能を調べた．その結果を**図 9** に示す．横軸は閾値 ρ を示し，縦軸は図 9 (a) はトラヒック，図 9 (b) は再現率，図 9 (c) は適合率を表す．

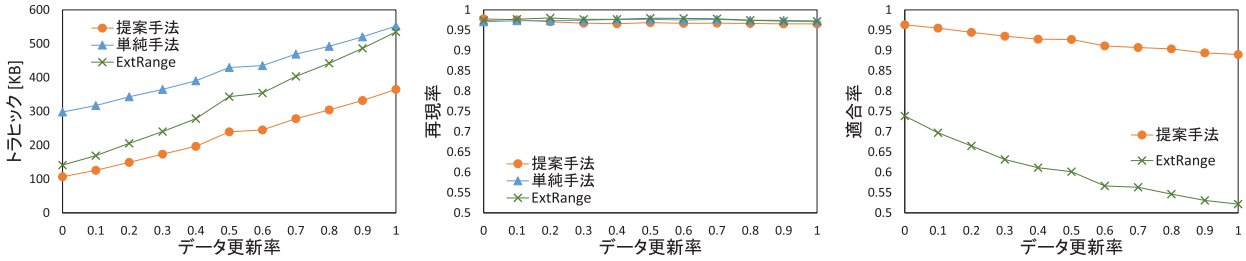
図 9 (a) より，すべての手法において，閾値が大きくなるとトラヒックが減少することが分かる．これは，閾値が大きくなると，送信されるデータ数が少なくなるためである．また，閾値にかかわらず，提案手法と単純手法のトラヒックの差がほぼ一定である．検索半径に対して D が小さいため，提案手法はデータ送信にかかるトラヒックは単純手法とほぼ同じであるといえる．したがって，このトラヒックの差は提案手法がクエリを効率的に伝播させていることを示している．図 9 (b) は，すべての手法が高い再現率を維持していることを示しており，図 9 (c) は，提案手法が高い適合率を維持していることを示している．一方，ExtRange の適合率は低いことが分かる．これは，4.2.2 項でも述べたように，ExtRange は，提案手法よりも大きな範囲へクエリを伝播させており，不必要なデータが送信が多いためである．

4.2.4　クエリ継続時間の影響

クエリ継続時間 T_{dur} を変化させたときの提案手法の性能を調べた．その結果を**図 10** に示す．横軸はクエリ継続時間 T_{dur} を示し，縦軸は図 10 (a) はトラヒック，図 10 (b) は再現率，図 10 (c) は適合率を表す．

図 10 (a) は，すべての手法において，T_{dur} が長くなると，

© 2016 Information Processing Society of Japan



(a) トラヒック　(b) 再現率　(c) 適合率

図 11　データ更新率 P_{update} の影響
Fig. 11　Impact of P_{update}.

トラヒックが大きくなることを示している．これは，T_{dur} が長くなると，クエリおよびデータの送信数が多くなるためである．また，提案手法は，他の手法と比較して，T_{dur} の増加に対するトラヒックの増加が緩やかである．つまり，提案手法は，クエリ継続時間に対してスケーラビリティがあるといえる．また，図 10 (b) より，すべての手法が高い再現率を維持していることが分かる．しかし，図 10 (c) より，T_{dur} が長くなると，提案手法および ExtRange の適合率は，減少することが分かる．提案手法および ExtRange では，検索範囲より大きい範囲へクエリを送信するので，T_{dur} が長くなると，False Positive となるデータが多くなるためである．しかし，提案手法の適合率の減少度合いは，ExtRange の適合率の減少度合いよりも小さい．これは，提案手法と比較して，ExtRange は，クエリを伝播させる範囲が大きいためである．

4.2.5　データ更新率の影響

データ更新率 P_{update} を変化させたときの提案手法の性能を調べた．その結果を**図 11** に示す．横軸はデータ更新率 P_{update} を示し，縦軸は図 11 (a) はトラヒック，図 11 (b) は再現率，図 11 (c) は適合率を表す．

図 11 (a) より，データ更新率が大きくなると，すべての手法においてトラヒックが増加することが分かる．これは，データ更新率が大きくなると，閾値以上のスコアとなるデータ数が増加するためである．図 11 (b) は，すべての手法において，データ更新率によって，再現率があまり変化しないことを示している．これは，クエリを受信した端末が，GPSR によって効率的にデータを送信しているためである．図 11 (c) より，データ更新率が大きくなると，提案手法および ExtRange の適合率が減少することが分かる．提案手法および ExtRange では，検索範囲よりも大きい範囲にクエリを送信するので，データ更新率が大きくなると閾値以上のスコアとなるデータ数が多くなり，False Positive となるデータ数も増加するためである．しかし，提案手法は，ExtRange よりも適合率の減少度合いは小さい．これは，4.2.4 項にも述べたように，提案手法と比較して，ExtRange は，クエリを伝播させる範囲が大きいためである．

5.　おわりに

本論文では，クエリ発行端末の周辺に存在するデータをモニタリングする RCT クエリの効率的な処理手法を提案した．提案手法では，クエリ発行端末の位置および速度をクエリに付加し，クエリを受信した端末がクエリ発行端末の現在位置を推定することにより，動的かつ継続的なクエリ伝播およびデータ転送を実現した．また，提案手法の取得精度および取得遅延の分析を行い，メッセージの損失およびネットワークホールが存在しない想定において，提案手法が，ほぼ遅延なしで，必要なデータを取得可能であることを示した．さらに，シミュレーション実験の結果から，提案手法が高い検索精度を維持しつつ，トラヒックの増加を抑制していることを確認した．

本論文では，閾値以上のスコアを持つデータを収集する RCT クエリについて考えたが，検索範囲内のスコアが上位 k 番目までのデータを継続的に収集する Top-k データモニタリング [16] が要求される状況も考えられる．そこで，提案手法を Top-k データモニタリングに適用できるように拡張することを検討している．また，本論文では，ある端末がメッセージを送信したとき，その端末の通信範囲内の端末が必ずメッセージを受信できるという想定を置いて取得精度を保証している．そのため，障害物の存在などにより，無線の電波が均一に伝播されない場合，本論文の提案手法では取得精度を保証できない．そこで，提案手法を無線の電波が均一に伝播されない状況にも対応できるように拡張することを検討している．

謝辞　本研究の一部は，文部科学省科学研究費補助金・基盤研究（A）（JP26240013）および JST 国際科学技術共同研究推進事業（戦略的国際共同研究プログラム）の研究助成によるものである．ここに記して謝意を表す．

参考文献

[1]　Ahmed, N., Kanhere, S.S. and Jha, S.: The holes problem in wireless sensor networks: A survey, *ACM SIGMOBILE Mobile Computing and Communications Review*, Vol.9, No.2, pp.4–18 (2005).

[2]　Amagata, D., Sasaki, Y., Hara, T. and Nishio, S.: CTR:

© 2016 Information Processing Society of Japan

An efficient top-k query routing in MANETs, *Proc. ACM Int'l Conf. Advanced Mobile Computing & Multimedia*, pp.225–234 (2014).
[3] Cai, Y., Hua, K.A., Cao, G. and Xu, T.: Real-time processing of range-monitoring queries in heterogeneous mobile databases, *IEEE Trans. Mobile Computing*, Vol.5, No.7, pp.931–942 (2006).
[4] Camp, T., Boleng, J. and Davies, V.: A survey of mobility models for ad hoc network research, *Wireless Communications and Mobile Computing*, Vol.2, No.5, pp.483–502 (2002).
[5] Chen, K., Shen, H. and Zhang, H.: Leveraging social networks for P2P content-based file sharing in disconnected MANETs, *IEEE Trans. Mobile Computing*, Vol.13, No.2, pp.235–249 (2014).
[6] Chow, C., Mokbel, M.F. and Leong, H.V.: On efficient and scalable support of continuous queries in mobile peer-to-peer environments, *IEEE Trans. Mobile Computing*, Vol.10, No.10, pp.1473–1487 (2011).
[7] Do, T.T., Hua, K.A. and Lin, C.: ExtRange: Continuous moving range queries in mobile peer-to-peer networks, *Proc. IEEE Int'l Conf. Mobile Data Management*, pp.317–322 (2009).
[8] Gedik, B. and Liu, L.: Mobieyes: A distributed location monitoring service using moving location queries, *IEEE Trans. Mobile Computing*, Vol.5, No.10, pp.1384–1402 (2006).
[9] Haas, Z.J. and Pearlman, M.R.: The performance of query control schemes for the zone routing protocol, *IEEE/ACM Trans. Networking*, Vol.9, No.4, pp.427–438 (2001).
[10] Hu, H., Xu, J. and Lee, D.L.: A generic framework for monitoring continuous spatial queries over moving objects, *Proc. ACM SIGMOD Int. Conf. Management of Data*, pp.479–490 (2005).
[11] Karp, B. and Kung, H.-T.: GPSR: Greedy perimeter stateless routing for wireless networks, *Proc. ACM Int'l Conf. Mobile Computing and Networking*, pp.243–254 (2000).
[12] Komai, Y., Sasaki, Y., Hara, T. and Nishio, S.: kNN query processing methods in mobile ad hoc networks, *IEEE Trans. Mobile Computing*, Vol.13, No.5, pp.1090–1103 (2014).
[13] Li, L., Halpern, J.Y., Bahl, P., Wang, Y.-M. and Wattenhofer, R.: Analysis of a cone-based distributed topology control algorithm for wireless multi-hop networks, *Proc. ACM Symposium on Principles of Distributed Computing*, pp.264–273 (2001).
[14] Mokbel, M.F., Xiong, X. and Aref, W.G.: SINA: Scalable incremental processing of continuous queries in spatio-temporal databases, *Proc. ACM SIGMOD Int. Conf. Management of Data*, pp.623–634 (2004).
[15] Nghiem, T.P., Waluyo, A.B. and Taniar, D.: A pure peer-to-peer approach for kNN query processing in mobile ad hoc networks, *Personal and Ubiquitous Computing*, Vol.17, No.5, pp.973–985 (2013).
[16] Wu, M., Xu, J., Tang, X. and Lee, W.-C.: Top-k monitoring in wireless sensor networks, *IEEE Trans. Knowledge and Data Engineering*, Vol.19, No.7, pp.962–976 (2007).
[17] Wu, S.-H., Chuang, K.-T., Chen, C.-M. and Chen, M.-S.: DIKNN: An itinerary-based kNN query processing algorithm for mobile sensor networks, *Proc. IEEE Int'l Conf. Data Engineering*, pp.456–465, IEEE (2007).
[18] Yang, S.-R., Chiu, C.-W. and Yen, W.-T.: A novel convex hull-based flooding scheme using 1-hop neighbor information for mobile ad hoc networks, *Wireless Networks*, Vol.17, No.7, pp.1715–1729 (2011).
[19] Yao, Y., Tang, X. and Lim, E.-P.: Localized monitoring of kNN queries in wireless sensor networks, *The VLDB Journal*, Vol.18, No.1, pp.99–117 (2009).

推薦文

本論文では，モバイルアドホックネットワークにおいて，ある閾値以上のスコアを持つデータを継続的に範囲検索する手法について提案している．提案方式では，位置ルーティングによりクエリの送信およびクエリに対するデータを返送するが，その際，各端末の速度に基づき，位置を推定することにより，継続的なデータ収集を実現している．検索範囲や閾値を変化されたシミュレーション実験においては，従来手法と比較し，データ収集に要するトラフィック量を削減し，対象となるデータを正確に取得できることを示している．

（マルチメディア通信と分散処理研究会主査　重野　寛）

中山 侑紀　（学生会員）

2015 年大阪大学工学部電子情報工学科卒業．現在，同大学大学院情報科学研究科博士前期課程在学中．モバイル環境におけるデータ検索技術に興味を持つ．

天方 大地　（正会員）

2012 年大阪大学工学部電子情報工学科卒業．2014 年同大学大学院情報科学研究科博士前期課程修了．2015 年同大学院情報科学研究科博士後期課程修了後，同年同大学院情報科学研究科マルチメディア工学専攻助教となり，現在に至る．情報科学博士．データベース，ネットワーク環境におけるデータ検索技術に関する研究に従事．IEEE，ACM，日本データベース学会各会員．

© 2016 Information Processing Society of Japan

原 隆浩　（正会員）

1995 年大阪大学工学部情報システム工学科卒業．1997 年同大学大学院工学研究科博士前期課程修了．同年同大学院工学研究科博士後期課程中退後，同大学院工学研究科助手，2002 年同大学院情報科学研究科助手，2004 年同大学院情報科学研究科准教授．2015 年より同大学院情報科学研究科教授となり，現在に至る．工学博士．1996 年本学会山下記念研究賞受賞．2000 年電気通信普及財団テレコムシステム技術賞受賞．2003 年本学会研究開発奨励賞受賞．2008 年，2009 年本学会論文賞，2015 年日本学術振興会賞受賞．モバイルコンピューティング，ネットワーク環境におけるデータ管理技術に関する研究に従事．IEEE，ACM，電子情報通信学会，日本データベース学会各会員．

西尾 章治郎　（正会員）

1975 年京都大学工学部数理工学科卒業．1980 年同大学大学院工学研究科博士後期課程修了．工学博士．京都大学工学部助手，大阪大学基礎工学部および情報処理教育センター助教授，1992 年より大阪大学工学部教授，2002 年より同大学大学院情報科学研究科教授を経て，2015 年 8 月より大阪大学総長となり，現在に至る．その間，大阪大学サイバーメディアセンター長，大学院情報科学研究科長，理事・副学長を歴任．データ工学に関する研究に従事し，紫綬褒章，立石賞功績賞，文部科学大臣賞等を授与される．本会では理事，副会長を歴任し，論文賞，功績賞を受賞．IEEE，日本工学会，電子情報通信学会フェロー．本会フェロー．

© 2016 Information Processing Society of Japan