

不定期データ更新が発生する アドホックネットワークにおけるキャッシュ無効化方式

林 秀 樹[†] 原 隆 浩[†] 西尾 章 治 郎[†]

本論文では、不定期にデータの更新が発生するアドホックネットワークにおいて、古いキャッシュデータを効率的に無効化する2つの方式を提案する。1つめの提案方式では、移動体がデータを更新した際に、その移動体が相互接続している移動体に無効化情報を放送する。2つめの方式では、ある2つの移動体が新たに接続した場合に、自身がもともと相互接続していた移動体の集合に、新たな無効化情報を放送する。これにより、移動体が、すでに更新されている古いキャッシュデータにアクセスする回数を削減すると同時に、無駄なアクセスをした際に生じるロールバック処理の回数を削減できる。

Cache Invalidation Methods in Ad Hoc Networks with Aperiodic Data Update

HIDEKI HAYASHI,[†] TAKAHIRO HARA[†] and SHOJIRO NISHIO[†]

In this paper, we propose two cache invalidation methods in ad hoc networks where each data item is updated at inconstant intervals. In the first method, when a mobile host holding an original data item updates the data item, it broadcasts an invalidation report to all connected mobile hosts. In the other method, when two mobile hosts are connected, they re-broadcast invalidation reports received before to newly connected mobile hosts. Our proposed methods reduce the number of accessing invalid cached data items which have been updated and the number of roll backs caused by such invalid accesses.

1. はじめに

近年、無線通信技術の発展と計算機の小型化とともに、携帯型計算機を持ち歩くことで、いつでもどこでもネットワークに接続することが可能な移動体計算機環境が普及しつつある。特に、移動体にルータの機能を持たせ、移動体のみの一時的なネットワークを形成するアドホックネットワークに関する研究の関心が高まっている^{3),12),14)}。アドホックネットワークでは、基地局を介さずに移動体どうして直接通信することができる。また無線通信範囲外に存在し、直接パケットを送受信できない移動体間において、その間に存在するほかの移動体がパケットを中継することで、マルチホップの通信を実現する。アドホックネットワークでは、既存のインフラを必要とせずにネットワークを構築できることから、災害時における情報伝達、商業、

軍事など様々な分野での応用が期待されている。

アドホックネットワークでは、移動体の移動にとまない、ネットワークが分断された場合に、分断された部分ネットワーク内のデータに対してアクセスできなくなり、データの利用率が低下してしまう(図1)。この問題を解決する手法として、データの複製を作成し、オリジナルデータを持つ移動体とは別の移動体に複製を配置することが有効である。

しかし、従来のアドホックネットワークに関する研究の大半は、IETF(Internet Engineering Task Force)を中心として、相互接続されている移動体間における通信性能を向上させるためのルーティングプロトコルに関するものである^{9),11),15)~17)}。一方、アドホックネットワークにおけるアプリケーションには、ユーザ同士が直接コミュニケーションをとるものだけでなく、センサネットワークでのデータ共有や発掘調査などの協調作業のための情報共有など、他のユーザが持つデータにアクセスするものも少なくない。そのため、アドホックネットワークにおけるデータ可用性の向上を目的として、効率的に複製配置を行うことは重要で

[†] 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

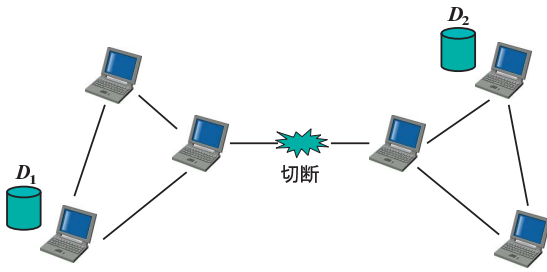


図1 ネットワークの分断とデータアクセス
Fig.1 Network division and data access.

ある。しかし、筆者らの知る限り、アドホックネットワークにおける複製配置の研究は、筆者ら以前には行われていない。

筆者らは、移動体が限られたキャッシュ領域を持ち、データを更新しないアドホックネットワークを想定して、効果的に複製を配置する方式を提案した⁶⁾。これらの提案方式は、データへのアクセス頻度とネットワークのトポロジを考慮した、ヒューリスティックな方式である。

一方、実環境では、データの更新が起こることが一般的である。このような場合、移動体が更新発生後の無効な複製(キャッシュデータ)にアクセスする可能性がある。古いキャッシュデータに対するアクセスは、オリジナルを持つ移動体と再接続した際にロールバックされる。このような無駄なデータアクセスや、ロールバック処理は、消費電力が重要な問題となる移動体では好ましくない場合がある。そこで、本論文では、データ更新が不定期に起こる環境を想定して、移動体が古いキャッシュデータにアクセスする回数を削減するために、更新発生時のタイムスタンプ情報を放送し、キャッシュデータを効率的に無効化する方式を提案する。さらにシミュレーション評価によって、提案方式の有用性を検証する。

以下では、2章で本研究と関連する従来の研究について紹介し、本研究との比較を行う。3章で想定環境について説明し、4章で本論文で提案するキャッシュの無効化方式について述べる。5章で各提案方式に適用したデータアクセス方法について述べる。6章で提案方式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。最後に7章で結論と今後の課題を述べる。

2. 関連研究

これまで、筆者らは文献7)において、データの更新が周期的に起こるアドホックネットワークを想定して、データ利用性向上のための複製配置方式を提案

した。これらの提案方式では、各データへのアクセス頻度、各データの次の更新までの時間、およびネットワークの接続状態を考慮して複製の配置を決定する。さらに文献7)では、データの更新が不定期に起こる場合を想定して、次にデータの更新が起こるまでの時間を確率的に求め、効果的に複製を配置する方法について議論している。これらの研究は、アドホックネットワークにおいて、データの更新を想定している点で本研究と類似している。しかし、文献7)がアクセス成功率の向上を目的としているのに対して、本研究は、移動体の持つ古いキャッシュデータへのアクセス回数を削減することを目的としている点で異なる。

移動体計算環境におけるデータベースシステムでは、データ更新によって古くなったキャッシュデータを無効化する手法がいくつか提案されている。文献2)では、データベースを複数の移動体がキャッシュする環境を想定し、サーバがデータ更新にともなって、キャッシュの無効化情報を周期的に放送する手法について議論している。この研究では、移動体がキャッシュデータにアクセスするたびにサーバに更新の有無を確認すると、無線通信の帯域が狭いために通信競合が頻繁に発生することを考慮し、サーバから無効化情報を周期的に放送することで、効率的に移動体の持つキャッシュを無効化することを目的としている。さらに、文献4)では、キャッシュの一貫性保持法を分類し、無効化情報だけではなく更新情報を放送する場合も含めた詳細なシミュレーション評価を行っている。一方、文献13)では、新しい無効化情報を受信するまで、移動体がキャッシュデータにアクセスできないことがスループットを劣化させると主張して、無効化情報の受信を待たずにアクセスし、その後、読み出し、書き込みの競合を解消する楽観的なアプローチを提案している。また、文献5), 8), 10), 18), 19)では、帯域が狭い無線通信と移動体の消費電力を考慮して、無効化情報を効果的に構成する手法を提案している。これらの研究は、移動体の持つ古いキャッシュデータを無効化する点で本研究と類似しているが、固定ネットワーク上のサーバがデータを更新し、移動体に無効化情報を放送することを想定している。一方、本研究では、アドホックネットワークにおいて移動体がデータを更新する環境を想定し、ネットワークトポロジの変化を考慮して効果的に無効化情報を放送する点で、これらの研究とは異なる。

3. 想定環境

本論文では、不定期なデータ更新が起こるアドホッ

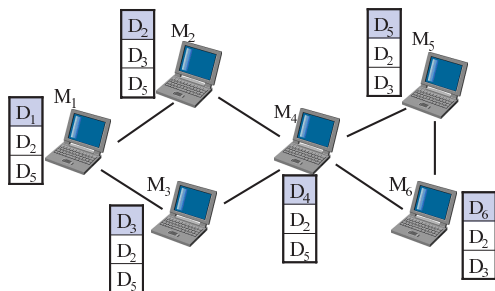


図 2 SAF 方式の実行例

Fig.2 Example of executing the SAF method.

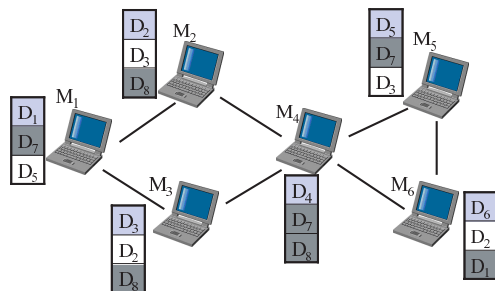


図 3 DAFN 方式の実行例

Fig.3 Example of executing the DAFN method.

表 1 データのアクセス頻度
Table 1 Access frequencies to data items.

データ	移動体					
	M ₁	M ₂	M ₃	M ₄	M ₅	M ₆
D ₁	0.65	0.25	0.17	0.22	0.31	0.24
D ₂	0.44	0.62	0.41	0.40	0.42	0.46
D ₃	0.35	0.44	0.50	0.25	0.45	0.37
D ₄	0.31	0.15	0.10	0.60	0.09	0.10
D ₅	0.51	0.41	0.43	0.38	0.71	0.20
D ₆	0.08	0.07	0.05	0.15	0.20	0.62
D ₇	0.38	0.32	0.37	0.33	0.40	0.32
D ₈	0.22	0.33	0.21	0.23	0.24	0.17
D ₉	0.18	0.16	0.19	0.17	0.24	0.21
D ₁₀	0.09	0.08	0.06	0.11	0.12	0.09

クネットワークにおいて、他の移動体を持つデータに対してアクセスする環境を想定する。各移動体は、自身のキャッシュ領域に、他の移動体を持つデータの複製を作成し、複製を一定の周期(再配置周期)で再配置する。複製の再配置時には、筆者らが文献6)において提案した3つの複製配置方式を用いる。以下では、各複製配置方式について説明する。

● SAF (Static Access Frequency) 方式

各移動体において、自身のキャッシュ領域の許す限り、アクセス頻度の高いデータから順に複製を配置する。SAF方式の実行例を図を用いて説明する。データ D₁ から D₆ をオリジナルデータとして持つ6つの移動体 (M₁, ..., M₆) が存在し、各移動体の各データ (D₁, ..., D₁₀) へのアクセス頻度は表1で表されるものとする。このとき、SAF方式では、図2のように複製が配置される。この図では、灰色の四角がオリジナルデータ、白色の四角が複製を表している。

● DAFN (Dynamic Access Frequency and Neighborhood) 方式

SAF方式では、同じアクセス特性を持つ移動体が同じ複製を配置してしまうため、複製の重複が多く、ネットワーク全体のアクセス成功率が低くなる。そこで、DAFN方式では、SAF方式で各移動体に複製を暫定的に配置した後、隣接する移

動体間で複製の重複を解消する。そのアルゴリズムは、次のようになる。

- (1) 再配置周期がくると、各移動体は、SAF方式を用いて、自身のキャッシュ領域に配置する複製を暫定的に決定する。
- (2) 各移動体は、自身の識別子を放送する。ネットワーク内に存在するすべての移動体が放送を終了すると、各移動体は、自身と相互接続している移動体の識別子を知る。
- (3) 識別子の添字が最も小さい移動体から、すべての隣接する移動体間で、次の操作を行う。隣接する移動体間でオリジナルデータや配置する複製に重複がある場合、一方がオリジナルデータの場合は複製を持つ移動体、両方とも複製の場合はそのデータのアクセス頻度が低い移動体において、配置する複製を変更する。この場合、隣接する移動体間において、複製配置の対象となっていないデータの中で、配置を変更する移動体のアクセス頻度が最も高いデータの複製を配置する。

DAFN方式を、表1と図2の例に適用した結果を図3に示す。図3では、濃い灰色の四角は、隣接する移動体間での重複を解消するために配置された複製を示している。

● DCG (Dynamic Connectivity based Grouping) 方式

DAFN方式よりも、さらに広範囲で複製を共有するため、再配置周期ごとに安定度の高い移動体のグループを作成し、グループ内で複製を共有する。そのアルゴリズムは次のようになる。

- (1) 再配置周期がくると、各移動体は自身の識別子を放送する。これにより、各移動体は、自身と相互接続している移動体の識別子を知る。

表 2 グループのアクセス頻度
Table 2 Access frequencies to groups.

データ	移動体						グループ	
	M_1	M_2	M_3	M_4	M_5	M_6	G_1	G_2
D_1	0.65	0.25	0.17	0.22	0.31	0.24	1.29	0.55
D_2	0.44	0.62	0.41	0.40	0.42	0.46	1.87	0.88
D_3	0.35	0.44	0.50	0.25	0.45	0.37	1.54	0.82
D_4	0.31	0.15	0.10	0.60	0.09	0.10	1.16	0.19
D_5	0.51	0.41	0.43	0.38	0.71	0.20	1.73	0.91
D_6	0.08	0.07	0.05	0.15	0.20	0.62	0.35	0.82
D_7	0.38	0.32	0.37	0.33	0.40	0.32	1.40	0.72
D_8	0.22	0.33	0.21	0.23	0.24	0.17	0.99	0.41
D_9	0.18	0.16	0.19	0.17	0.24	0.21	0.70	0.45
D_{10}	0.09	0.08	0.06	0.11	0.12	0.09	0.34	0.21

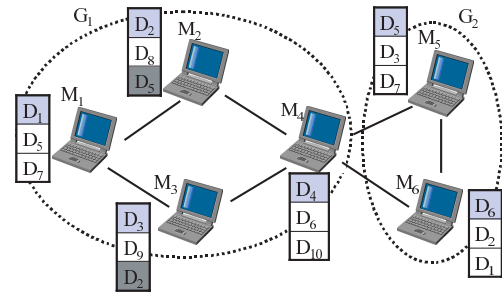


図 4 DCG 方式の実行例

Fig. 4 Example of executing the DCG method.

- (2) 識別子の添字が最も小さい移動体から、ネットワークの 2 連結成分を発見するアルゴリズム¹⁾ を実行し、発見された 2 連結成分を 1 つのグループとする。そのため、任意の 1 つの移動体がネットワークから離脱してもグループは分断されない。
- (3) グループ内に存在する各移動体の持つアクセス頻度を各データごとに合計し、これをグループとしてのアクセス頻度とする。
- (4) グループとしてのアクセス頻度が高いデータから順に、グループ内での複製配置を決定する。ただし、グループ内の移動体のいずれかがオリジナルとして所持しているデータは、複製配置の対象としない。グループ内での複製の配置先は、キャッシュの空き領域がある移動体の中で、そのデータのアクセス頻度が最も高いものとする。
- (5) ネットワークに存在する全種類のデータの配置が決定した後、グループ内の移動体にキャッシュの空き領域がある場合は、空き領域がなくなるまで、グループとしてのアクセス頻度が高いデータから順に、さらに複製の配置を決定する。グループ内での配置先は、そのデータ(複製)を所持しておらず、キャッシュ領域に空きのある移動体の中で、そのデータのアクセス頻度が最も高いものとする。

DCG 方式を、表 1 と図 2 の例に適用した結果を図 4 に示す。この例では、移動体 M_1, M_2, M_3, M_4 および M_5, M_6 からなる 2 つのグループ (G_1 と G_2) が作成される。表 2 は、表 1 にグループのアクセス頻度を追加したものである。図 4 における濃い灰色の四角は、 G_1 においてすべてのデータの複製を配置した後に、2 順目で配置されたものを示している。

本論文では、最新のデータにアクセスした場合にの

みアクセスが成功し、古いキャッシュデータにアクセスした場合は失敗と見なす。アクセス要求は、自身もしくは相互接続された移動体がオリジナルデータを持つ場合、即座に成功する。なお本論文では、相互接続された移動体とは、1 ホップ以上の無線リンクで相互に通信可能な移動体の集合を指す。自身もしくは相互接続された移動体がオリジナルを持たず、複製のみを持つとき、その複製に対して暫定的にアクセスする。暫定的なアクセスは、後にオリジナルを持つ移動体と相互接続した際に、成功か失敗かが決定する。これは、オリジナルを持つ移動体において更新履歴を保持し、接続時にその移動体に対して、アクセスを行った複製のタイムスタンプ(バージョン)とアクセス時刻を知らせることで実現できる。暫定的なアクセスが失敗となった場合は、複製にアクセスする前の状態に戻るようローリングバック処理を行う。一方、自身もしくは相互接続された移動体がアクセス対象のデータや複製を持っていない場合は、アクセス要求は、即座に失敗する。

想定環境のその他の詳細を以下に示す。

- m 個の移動体(識別子: M_1, M_2, \dots, M_m)が存在し、各々が自由に移動する。
- サイズの等しい n 個の相異なるデータ(識別子: D_1, D_2, \dots, D_n)が存在し、各々が特定の移動体にオリジナルデータとして保持されている。
- 各移動体 $M_i (i = 1, \dots, m)$ は、自身が持つオリジナルデータ以外に、データ C 個分のキャッシュ領域を持ち、複製を作成する。
- 簡単化のため、各移動体の各データに対するアクセス頻度は既知とする。実環境では、各移動体がデータアクセスのログを記録し、定期的に統計をとることで、各データへのアクセス頻度を、ある程度の精度で求めることができる。この情報を移動体間で定期的に交換することで、他の移動体の各データに対するアクセス頻度も知ることで

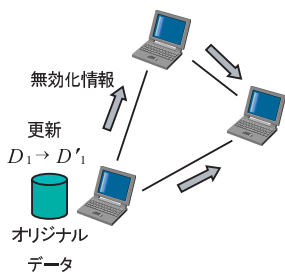


図 5 更新時放送方式

Fig. 5 Update broadcast method.

きる。

- 各データは、そのオリジナルを持つ移動体によって不定期に更新される。更新発生後、古いキャッシュデータは無効となる。
- 各移動体は、ネットワーク内に存在する各データの更新時刻の情報(タイムスタンプ)を保持する。この情報の表をタイムスタンプ表と呼ぶ。

4. キャッシュの無効化

前章で述べた想定環境において、古いキャッシュデータに対するアクセス回数を削減するために、古いキャッシュデータを効率的に無効化する方式を提案する。以下では、提案する2つの方式について説明する。

4.1 更新時放送方式

更新時放送方式では、オリジナルデータを持つ移動体はそのデータに対して更新を行ったとき、自身と相互接続している移動体に無効化情報を放送する(図5)。無効化情報には、次のような情報が含まれる。

- データの識別子
- 更新時刻(タイムスタンプ)

無効化情報を受信した各移動体は、自身のタイムスタンプ表を参照して、自身の持つ複製が無効かどうかを判断する。

具体的にはまず、受信した無効化情報に含まれるタイムスタンプと自身のタイムスタンプ表の情報を比較して、前者の方が新しい場合は、自身が持つタイムスタンプ表の情報を無効化情報に含まれるタイムスタンプに置き換える。これと同時に、受信した無効化情報を、自身と隣接している移動体に転送する。さらに、そのデータの複製をキャッシュ領域に保持している場合は、それをキャッシュ領域から破棄する。破棄された複製のためのキャッシュ領域は、空けたままにしておく。その後、自身の持つタイムスタンプ情報と同じ、もしくはより新しいデータにアクセスが成功したとき、空けておいた領域にそのデータの複製を配置する。

一方、無効化情報に含まれるタイムスタンプと自身

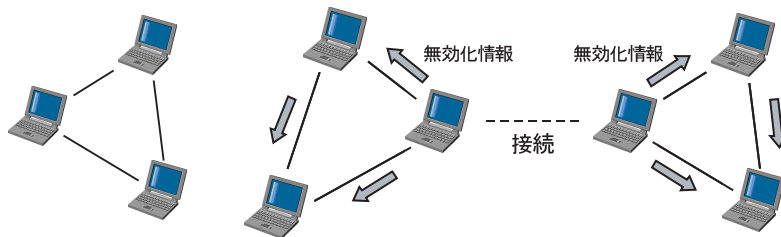


図 6 接続時再放送方式

Fig. 6 Connection rebroadcast method.

のタイムスタンプ表の情報と同じ場合は、同一の無効化情報を再度受信しているため、隣接移動体には転送せず、無効化情報を破棄する。

この方式では、移動体がオリジナルを更新する場合にのみ、無効化情報を放送するので、ネットワーク全体のトラヒックは小さい。また、オリジナルを持つ移動体と相互接続している移動体は、その複製に関して最新のタイムスタンプを持つ。しかし、移動体の移動にともない、リンクの接続や切断が頻繁に起こる環境では、相互接続している移動体が異なるタイムスタンプ情報を持つ場合が生じる。そのため、このことを考慮したデータアクセス方法が必要となる。

4.2 接続時再放送方式

接続時再放送方式では、オリジナルを持つ移動体が更新を行った際に無効化情報を放送するだけでなく、新たに接続(隣接)した移動体どうしが、次の手順に基づいて、タイムスタンプ表の情報を更新し、無効化情報を再放送する(図6)。

- (1) 識別子が M_i と M_j ($i < j$) である2つの移動体が新たに接続したとき、識別子の添字が大きい移動体 (M_j) が、小さい移動体 (M_i) に自身のタイムスタンプ表を送信する。
- (2) 移動体 M_i は、受信した移動体 M_j のタイムスタンプ表と自身の持つタイムスタンプ表の各項目を比較して、タイムスタンプ情報を更新する。その後、次の処理を行う。

- 移動体 M_i の持つタイムスタンプの方が古かったデータに関しては、新しいタイムスタンプ情報(無効化情報)を M_i がもともと相互接続していた移動体に放送する。
- 移動体 M_j の持つタイムスタンプの方が古かったデータに関しては、新しいタイムスタンプ情報を M_j に送信し、 M_j から M_j がもともと相互接続していた移動体の集合に放送する。

放送された無効化情報を受信した移動体は、更新時放送方式と同様に、複製の無効化を行う。

この方式では、移動体間の接続が新たに起こるたびに無効化情報を放送するので、相互接続している移動体は、同一のタイムスタンプ表を持つようになる。また、オリジナルを持つ移動体と相互接続していなくても無効化情報が伝播するため、広範囲で複製の無効化が可能となり、古いデータにアクセスする回数を削減できる。しかし、ネットワークのトポロジ変化が頻繁な場合は、無効化情報を放送する頻度が増えるので、更新時放送方式と比較すると、トラヒックが大きくなる。

5. データアクセス

本章では、提案方式を用いる際のデータアクセス方法について説明する。

先述のとおり、アクセス要求をした移動体が、オリジナルにアクセスした場合は、即座にアクセスが成功する。しかし、複製に暫定的にアクセスした場合は、最新の複製であるとは限らないので、アクセスが失敗となる可能性がある。

そこで、アクセス対象のデータが、自身の持つオリジナルデータではない場合、ネットワーク内にアクセス要求を放送し、相互接続された移動体のいずれかがそのオリジナルやより新しい複製を持っているとき、それに対してアクセスを行う。オリジナルを持つ移動体と相互接続していないとき、自身を含め、相互接続している移動体の持つ複製の1つに暫定的にアクセスする。このとき、後にオリジナルを持つ移動体と相互接続した際に、暫定的なアクセスが成功か失敗かを調べるため、次のような情報をアクセス履歴として保持する。

- 複製にアクセスした時刻
- アクセスした複製のデータ識別子
- アクセスした複製のタイムスタンプ(バージョン)

ここで、更新時放送方式と接続時再放送方式では、各移動体のタイムスタンプ表の管理法が異なるので、それぞれの方式に適応したデータアクセス方法が必要になる。以下では、両方式のデータアクセス方法について説明する。

5.1 更新時放送方式のデータアクセス

アクセス要求を行う移動体は、相互接続している移動体の中で、アクセス対象のデータを持つものがあるのかを調べるために、次のような情報を含むデータ問合せ packets を放送する。

- 自身の識別子
- アクセス対象のデータの識別子

データ問合せ packets を受信した移動体は、自身がアクセス対象のデータ(複製)を持つ場合、アクセス

要求を行った移動体に、その旨を伝える返信 packets (データ問合せ返信 packets) を送信する。この方式では、相互接続している各移動体が異なるタイムスタンプ表を持つ可能性があるため、データ問合せ返信 packets にタイムスタンプの情報を付加する必要がある。具体的には、データ問合せ返信 packets は、次のような情報を含む。

- 自身の識別子
- アクセス対象のデータの識別子
- オリジナルもしくは複製かを表すフラグ
- データ(複製)のタイムスタンプ

データ問合せをした移動体は、オリジナルを持つ移動体からデータ問合せ返信 packets を受信すると、その移動体にデータ要求 packets を送信し、オリジナルデータにアクセスする。一方、オリジナルを持つ移動体と相互接続していない場合は、データ問合せに対して返信があった移動体の中で、最も新しい複製を持つ移動体にデータ要求 packets を送信する。その後、その複製に暫定的にアクセスする。

5.2 接続時再放送方式のデータアクセス

アクセス要求を行う移動体は、更新時放送方式と同様のデータ問合せ packets を放送する。これを受信した移動体は、アクセス対象のデータ(複製)を持つ場合、次のような情報を含むデータ問合せ返信 packets をアクセス要求を行った移動体に送信する。

- 自身の識別子
- アクセス対象のデータの識別子
- オリジナルもしくは複製かを表すフラグ

この方式では、相互接続している移動体は、必ず同じタイムスタンプ表を持つので、どの移動体も同じバージョンの複製を持つ。そのため、データ問合せ返信 packets に複製のタイムスタンプの情報を含める必要はない。アクセス要求を行った移動体は、返信 packets を送信した移動体のいずれか(通常は最も近い移動体)にデータ要求 packets を送信する。

6. 性能評価

本章では、提案した2つの方式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。

6.1 シミュレーションモデル

50×50 の2次元平面上に、40個の移動体 ($M = M_1 \dots M_{40}$) が存在する。各移動体は、すべての方向に等確率に、0から1の範囲でランダムに決定した速度で移動する。各移動体の無線通信範囲は、半径 R の円とする。簡単のため、ネットワーク内には移動体数と等しい40種類のデータ ($D = D_1 \dots D_{40}$) が存

表 3 パラメータ設定

Table 3 Parameter configuration.

パラメータ	値
R	7 (1~19)
C	10 (1~39)
T	100
U_{avg}	100 (1~300)

表 4 パケットのサイズ

Table 4 Packet size.

パケット名	サイズ
無効化情報	2
データ問合せパケット	2
データ問合せ返信パケット (更新時放送方式)	4
データ問合せ返信パケット (接続時再放送方式)	3

在し、 D_j は M_j にオリジナルデータとして保持されているものとする。各移動体は、最大 C 個の複製を作成し、文献 6) の複製配置方式を用いて、再配置周期 T で複製の再配置を行う。各移動体 M_i の D_j へのアクセス頻度は、 $P_{ij} = 0.5 \times (1 + 0.001j)$ とする。データの更新は、平均更新間隔 U_{avg} の指数分布に基づいた間隔で発生する。表 3 は、シミュレーションで用いるパラメータを示している。各パラメータは、基本的には定数値をとるが、いくつかのパラメータは、シミュレーション実験において表中の括弧内の範囲で変化させる。また、パケットに含まれる項目数を情報量の単位として、無効化情報、データ問合せパケット、およびデータ問合せ返信パケットのサイズを表 4 のように表す。

シミュレーション実験では、初期位置として各移動体をランダムに配置し、50000 単位時間を経過させたときに、次のような評価値に関して、各方式を比較する。

- アクセス成功率

50000 単位時間内に発生したアクセス要求の総数に対するアクセス成功回数の割合。
- 古い複製へのアクセス回数

暫定的なデータアクセスが、更新後の無効なキャッシュデータに対するものであった回数。
- 無効化情報によるトラヒック

50000 単位時間内に発生した、無効化情報の放送に要する通信のホップ数に無効化情報のサイズを掛けたものの総和。
- データアクセスによるトラヒック

50000 単位時間内に発生した、データ問合せパケットの放送とデータ問合せ返信パケットの送信に要する通信ホップ数に各パケットのサイズを掛けたものの総和。

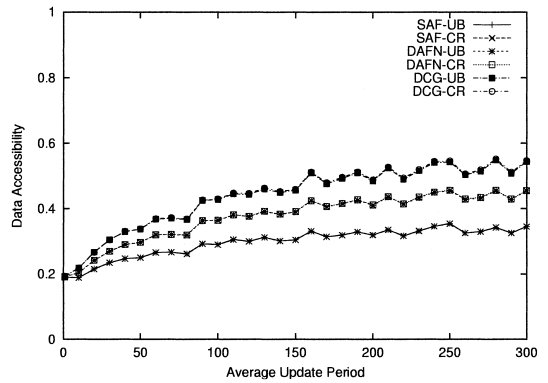


図 7 平均更新間隔とアクセス成功率

Fig. 7 Average update period and data accessibility.

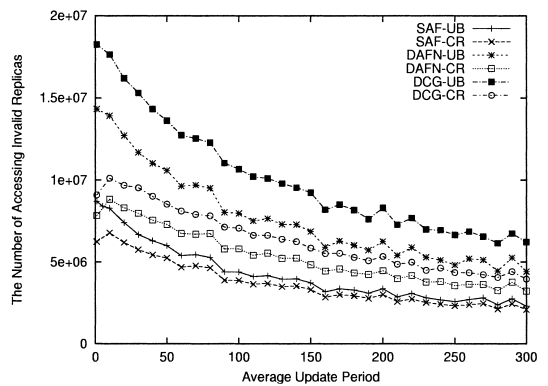


図 8 平均更新間隔と古い複製へのアクセス回数

Fig. 8 Average update period and the number of accessing invalid replicas.

6.2 平均更新間隔の影響

まず、平均更新間隔の提案方式に対する影響を調べた。シミュレーション結果を、図 7、図 8、図 9、および図 10 に示す。図において、横軸は平均更新間隔 U_{avg} を示す。縦軸は、図 7 ではアクセス成功率、図 8 では古い複製へのアクセス回数、図 9 では無効化情報によるトラヒック、図 10 ではデータアクセスによるトラヒックをそれぞれ示す。グラフ中で、‘UB’ (Update Broadcast) は更新時放送方式を、‘CR’ (Connection Rebroadcast) は接続時再放送方式を示す。したがって、‘SAF-UB’ は、複製配置方式として SAF 方式、キャッシュ無効化方式として更新時放送方式を用いている場合を表している。

図 7 では、各複製配置方式において、更新時放送方式と接続時放送方式の結果が重なっており、DCG 方式、DAFN 方式、SAF 方式の順で高いアクセス成功率を示している。3 つの複製配置方式の性能差は、文献 6) のシミュレーション実験によって得られた結果と同じ特徴をもつ。この結果から、複製配置方式が同

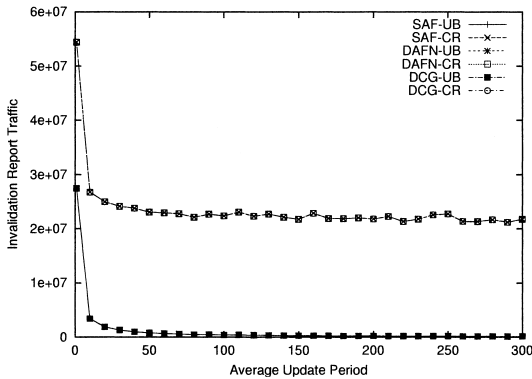


図 9 平均更新間隔と無効化情報によるトラフィック

Fig. 9 Average update period and invalidation report traffic.

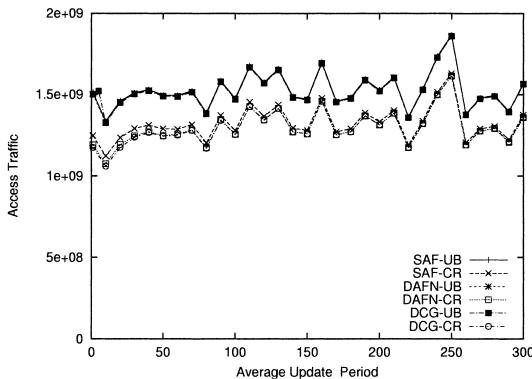


図 10 平均更新間隔とデータアクセスによるトラフィック

Fig. 10 Average update period and data access traffic.

じならば、2つのキャッシュ無効化方式は、同じアクセス成功率を示すことが分かる。これは、キャッシュ無効化方式が、古い複製へのアクセス回数を削減する方式であって、最新のデータに対するアクセス成功回数を向上させる方式ではないからである。また、平均更新間隔が大きくなると、どの複製配置方式でもアクセス成功率が高くなる。これは、平均更新間隔が大きいと、キャッシュデータが有効な時間が長くなるためである。

図 8 の結果から、接続時再放送方式は更新時放送方式よりも古い複製へのアクセス回数を、平均して SAF 方式で 12%、DAFN 方式で 29%、DCG 方式で 36% 削減できることが分かる。複製配置方式を比較すると、相互接続している移動体がアクセス対象の複製を保持している可能性が最も高いのが DCG 方式であるため、図 7 のように最新の複製に対するアクセス成功回数が最も多くなる反面、古い複製へのアクセス回数も最も多くなってしまふ。

図 9 では、接続時再放送方式を用いた場合(‘SAF-

CR’、‘DAFN-CR’、‘DCG-CR’)と更新時放送方式を用いた場合(‘SAF-UB’、‘DAFN-UB’、‘DCG-UB’)とで、各 3 つがグループをなして相対的に高低に分かれている。接続時再放送方式は、データの更新時に加え、移動体の接続時にも無効化情報を放送する。したがって、この結果から、接続時再放送方式が更新時放送方式よりも無効化情報を多く発生するという自明の状況を再現できていることが分かる。平均更新間隔が小さい場合、無効化情報が頻りに放送されるため、両手法とも高いトラフィックを示す。特に、接続時再放送方式では、移動体の接続時に、無効化情報を再放送するので、トラフィックがより大きくなる。一方、平均更新間隔が大きくなると、データの更新が発生する頻度が低くなるので、更新時放送方式では、無効化情報によるトラフィックがほとんど発生しなくなる。しかし、接続時再放送方式では、ある値まで低くなるが、無効化情報の再放送の影響から、それ以下には低くならない。また、無効化情報によるトラフィックは、複製配置方式が異なっても、ほぼ同じ値を示している。本論文で提案するキャッシュ無効化方式は、データ更新の発生やネットワークポロジの変化にともない、無効化情報を放送し、古い複製の無効化を行う。一方、複製配置方式は、再配置周期ごとに各移動体の保持する複製を決定する。したがって、キャッシュ無効化方式と複製配置方式は、完全に独立して実行されるため、無効化情報によるトラフィックは、複製配置方式とは無関係になっている。

図 10 では、更新時放送方式を用いた場合(‘SAF-UB’、‘DAFN-UB’、‘DCG-UB’)と接続時再放送方式を用いた場合(‘SAF-CR’、‘DAFN-CR’、‘DCG-CR’)とで、各 3 つがグループをなして相対的に高低に分かれている。これは、接続時再放送方式の方がデータ問合せ返信パケットのサイズが小さいことと、効果的なキャッシュの無効化により、無駄なデータ問合せ返信パケットを削減できていることによる。平均更新間隔が大きくなると、両提案方式ともに、データアクセスによるトラフィックが不安定に変化している。これは、ネットワークポロジと平均更新間隔に依存して、各移動体の持つ複製数が増えるからであると推測される。

6.3 無線通信範囲の影響

次に、無線通信範囲の提案方式に対する影響を調べた。シミュレーション結果を図 11、図 12、図 13、および図 14 に示す。これらの図において、横軸は無線通信範囲を示す。縦軸は、図 11 ではアクセス成功率、図 12 では古い複製へのアクセス回数、図 13 では無

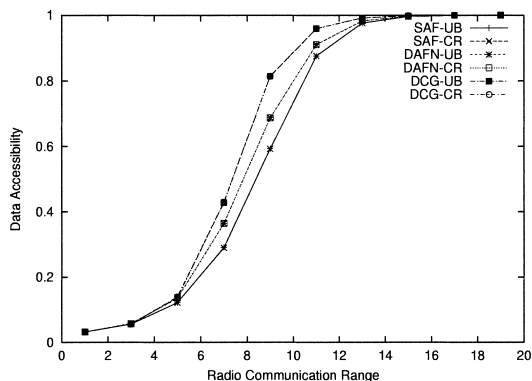


図 11 無線通信範囲とアクセス成功率

Fig. 11 Radio communication range and data accessibility.

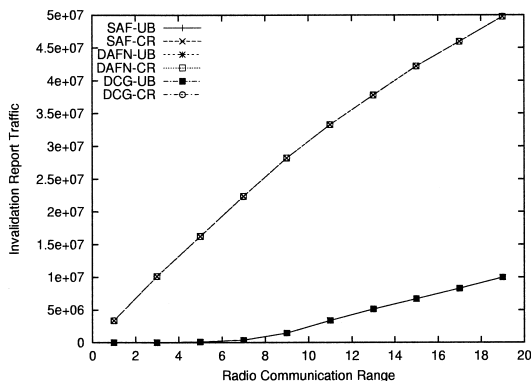


図 13 無線通信範囲と無効化情報によるトラフィック

Fig. 13 Radio communication range and invalidation report traffic.

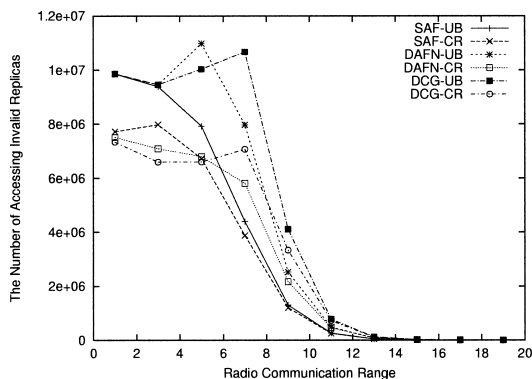


図 12 無線通信範囲と古い複製へのアクセス回数

Fig. 12 Radio communication range and the number of accessing invalid replicas.

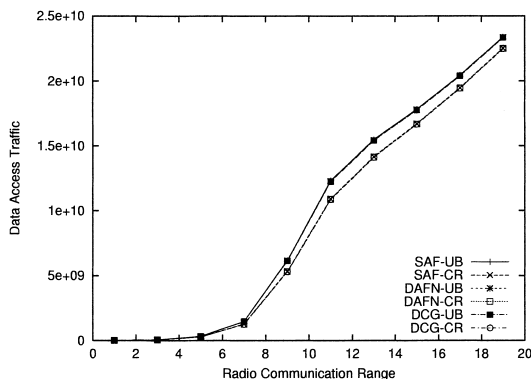


図 14 無線通信範囲とデータアクセスによるトラフィック

Fig. 14 Radio communication range and data access traffic.

効化情報によるトラフィック, 図 14 ではデータアクセスによるトラフィックをそれぞれ示す.

図 11 では図 7 と同様に, 2 つのキャッシュ無効化方式は, 同じ複製配置方式において同じアクセス成功率を示している. 複製配置方式では, DCG 方式, DAFN 方式, SAF 方式の順でアクセス成功率が高くなっている. また無線通信範囲が大きくなると, オリジナルを持つ移動体と相互接続する可能性が高くなるため, 各複製配置方式でアクセス成功率が高くなる. これは, 文献 6) のシミュレーション実験と同様の結果である.

図 12 の結果から, 複製配置方式が同じ場合, 接続時再放送方式は, 更新時放送方式より古い複製にアクセスする回数が少なくなる. ほとんどの方式において, 無線通信範囲が大きくなると, オリジナルを持つ移動体と相互接続する可能性が高くなり, 最新の複製にアクセスできる場合が増えるため, 古い複製へのアクセス回数が減少する. しかし, 'DAFN-UB' や 'DCG-UB' では, 無線通信範囲が 6 の前後で, 古い複製へ

のアクセス回数が大きくなっている. これは, 相互接続している移動体数が増えることで, アクセスできる複製も多くなるが, 更新時放送方式では, 更新が起こった場合にのみ無効化情報を放送するため, アクセス可能な古い複製が多く残るからである.

図 13 は, 接続時再放送方式を用いた場合 ('SAF-CR', 'DAFN-CR', 'DCG-CR') と更新時放送方式を用いた場合 ('SAF-UB', 'DAFN-UB', 'DCG-UB') とで, 各 3 つがグループをなして相対的に高低に分かれている. 図 9 の結果と同様に, 接続時再放送方式は, 更新時放送方式より, 無効化情報によるトラフィックが大きい. また, 無線通信範囲が大きくなると, より多くの移動体が相互接続するため, 無効化情報によるトラフィックが大きくなる.

図 14 は, 更新時放送方式を用いた場合 ('SAF-UB', 'DAFN-UB', 'DCG-UB') と接続時再放送方式を用いた場合 ('SAF-CR', 'DAFN-CR', 'DCG-CR') とで, 各 3 つがグループをなして相対的に高低に分かれ

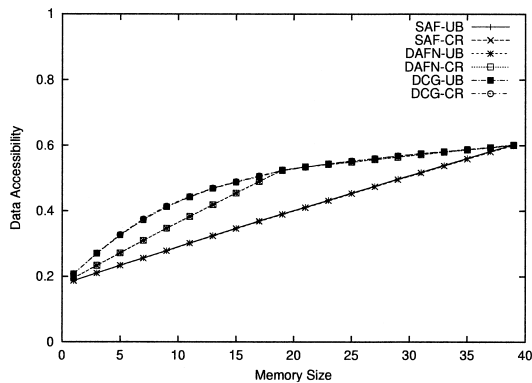


図 15 記憶領域とアクセス成功率

Fig. 15 Memory size and data accessibility.

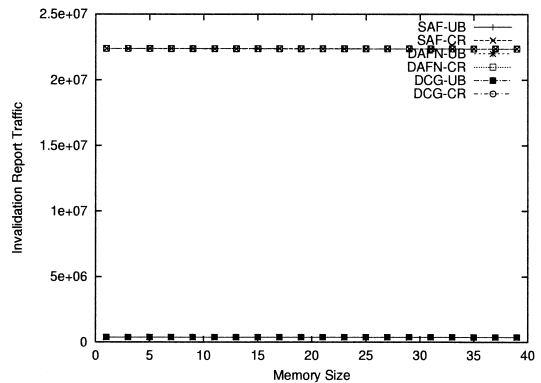


図 17 記憶領域と無効化情報によるトラフィック

Fig. 17 Memory size and invalidation report traffic.

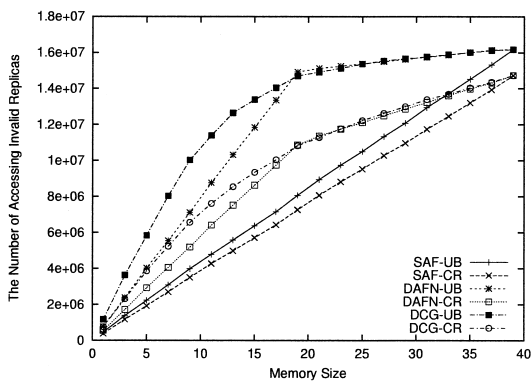


図 16 記憶領域と古い複製へのアクセス回数

Fig. 16 Memory size period and the number of accessing invalid replicas.

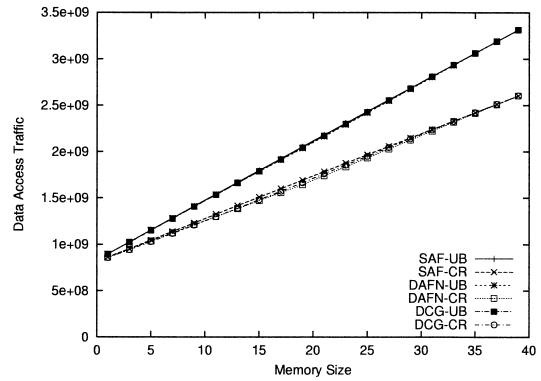


図 18 記憶領域とデータアクセスによるトラフィック

Fig. 18 Memory size and data access traffic.

ている。更新時放送方式の方が、データアクセスのトラフィックが大きくなる。この理由は、図 10 と同様である。無線通信範囲が大きくなると、両提案方式ともにデータアクセスによるトラフィックが急激に増加する。これは、相互接続している移動体数が多い場合、データ問合せパケットを受信してからデータ問合せ返信パケットを送信する移動体数が多いからである。

6.4 記憶領域のサイズの影響

最後に、複製を作成するための記憶領域のサイズの影響を調べた。シミュレーションの結果を図 15, 図 16, 図 17, および図 18 に示す。これらの図において、横軸は記憶領域のサイズを示す。縦軸は、図 15 ではアクセス成功率、図 16 では古い複製へのアクセス回数、図 17 では無効化情報によるトラフィック、図 18 ではデータアクセスによるトラフィックをそれぞれ示す。ここで、記憶領域が 39 以上の場合、各移動体がネットワーク全体に存在する全種類のデータをキャッシュできるため、結果は変化しない。そのため、記憶領域が 39 以下の場合について評価した。

図 15 の結果から、6.2 節、6.3 節の結果と同様に、キャッシュ無効化方式は、アクセス成功率に影響しないことが分かる。また、各複製配置方式における結果を比較すると、記憶領域のサイズが 0 に近い値ではほぼ同一であるが、記憶領域のサイズが大きくなるに従って、DCG 方式、DAFN 方式、SAF 方式の順に高いアクセス成功率を示し、やがてその差異はほぼなくなる。

図 16 の結果から、これまでの結果と同様に、接続時再放送方式は、更新時放送方式よりも古い複製へのアクセス回数を削減できている。また記憶領域のサイズが大きくなると、すべての場合で、古い複製へのアクセス回数が多くなる。これは、キャッシュに多くの複製を作成して、相互接続している移動体間で多種類の複製を共有できる反面、無効化されない複製も多くなるためである。

図 17 は、接続時再放送方式を用いた場合（‘SAF-CR’、‘DAFN-CR’、‘DCG-CR’）と更新時放送方式を用いた場合（‘SAF-UB’、‘DAFN-UB’、‘DCG-UB’）とで、各 3 つがグループをなして相対的に高低に分か

れている．これまでの結果と同様に，接続時再放送方式は，更新時放送方式よりも無効化情報によるトラヒックが大きくなる．また，記憶領域のサイズが大きくなっても，両提案方式ともに無効化情報によるトラヒックは変化しない．これは，無効化情報によるトラヒックが，データ更新の発生頻度と相互接続している移動体数に依存し，複製を作成する記憶領域のサイズには影響されないからである．

図 18 は，更新時放送方式を用いた場合（‘SAF-UB’，‘DAFN-UB’，‘DCG-UB’）と接続時再放送方式を用いた場合（‘SAF-CR’，‘DAFN-CR’，‘DCG-CR’）とで，各 3 つがグループをなして相対的に高低に分かれている．これまでの結果と同様の理由により，接続時再放送方式は，更新時放送方式よりもデータアクセスによるトラヒックが小さくなっている．

7. おわりに

本論文では，アドホックネットワークにおける不定期なデータ更新を考慮して，古いキャッシュデータを効率的に無効化するために，更新時放送方式と接続時再放送方式を提案した．更新時放送方式では，オリジナルを持つ移動体が更新した際に，自身と相互接続している移動体に無効化情報を放送する．接続時再放送方式では，新たに接続した移動体どうしてタイムスタンプ表を比較し，更新したタイムスタンプ情報を改めて放送する．また，キャッシュデータの無効化方式により，更新したタイムスタンプ表の管理法が異なるため，各方式を用いる際のアクセス方法について述べた．

性能評価のために行ったシミュレーション実験の結果から，接続時再放送方式は，更新時放送方式と比較して，古いキャッシュデータにアクセスする回数を多く削減できるが，無効化情報によるトラヒックが大きくなることを確認した．トラヒックの増大にともない，主に通信によるオーバーヘッドから，消費電力が大きくなる．そのため，トラヒックの増大による消費電力の増加量は，移動体の通信デバイスなどに依存して決定される．一方，古いキャッシュデータへの無駄なアクセスとロールバック処理の回数の増大にともない，ディスクやメモリ I/O，CPU 計算，データ通信など様々なオーバーヘッドから，消費電力が大きくなる．そのため，これらの回数の増大による消費電力の増加量は，移動体の様々なハードウェアデバイスに依存して決定される．したがって，消費電力の観点から，古いキャッシュデータへのアクセス回数と無効化情報によるトラヒックのトレードオフは，移動体のハードウェアデバイスに大きく依存して，いずれが重要かが決定される．

実環境では，移動体のハードウェア性能などのシステム特性を十分に考慮して，2 つの提案方式のうちで，より有効な方式を選択する必要がある．

キャッシュ無効化によるトラヒックを抑える方法として，データの更新間隔が確率的に与えられる場合，移動体の持つ複製が更新されている確率を調べ，それがある閾値を超えたときに，自ら無効化する方式が考えられる．また，アプリケーションによっては，ユーザが必ずしも最新のデータにアクセスする必要がなく，多少古いデータにアクセスしても，そのユーザにとってある程度の有効性を持つ情報が得られる場合もある．たとえば，複数のユーザによる遺跡発掘調査において，作業効率を高めるために，あるユーザが，他ユーザの調査状況に関する情報にアクセスする場合を考える．このとき，ユーザが，最新の情報を得られず，多少古い情報を得た場合でも，他ユーザのこれまでの調査状況から，現在の調査状況はある程度は予測できる．このようなアプリケーションでは，無効化情報を送信する頻度を調節して，トラヒックを抑える方法も考えられる．

今後は，頻繁にアクセス要求を発行する移動体に対して，複製を効率的に最新の状態に保つことができ，データアクセス時のトラヒックを削減できるように，無効化情報ではなく，更新情報そのものを送信する方式について検討する予定である．

謝辞 本研究の一部は，文部科学省科学技術振興調整費「モバイル環境向 P2P 型情報共有基盤の確立」，および文部科学省 21 世紀 COE プログラム（研究拠点形成費補助金）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) Aho, A.V., Hopcroft, J.E. and Ullman, J.D.: *The design and analysis of computer algorithms*, Addison-Wesley (1974).
- 2) Barbara, D. and Imielinski, T.: Sleepers and workaholics: caching strategies for mobile environments, *Proc. ACM SIGMOD'94*, pp.1-12 (1994).
- 3) Broch, J., Maltz, D.A., Johnson, D.B., Hu, Y.C. and Jetcheva, J.: A performance comparison of multi-hop wireless ad hoc network routing protocols, *Proc. Mobicom'98*, pp.85-97 (1998).
- 4) Cai, J., Tan, K.L. and Ooi, B.C.: On incremental cache coherency schemes in mobile computing environments, *Proc. Int'l Conf. on Data Engineering (ICDE'97)*, pp.114-123 (1997).

- 5) Cao, G.: A scalable low-latency cache invalidation strategy for mobile environments, *Proc. Mobicom 2000*, pp.200–209 (2000).
- 6) 原 隆浩: アドホックネットワークにおけるデータ利用性向上のための複製配置, 電子情報通信学会和文論文誌 B, Vol.J84-B, No.3, pp.632–642 (2001).
- 7) Hara, T.: Replica allocation methods in ad hoc networks with data update, *ACM-Kluwer Journal on Mobile Networks and Applications (MONET)*, Vol.8, No.4, pp.343–354 (2003).
- 8) Hu, Q. and Lee, D.: Cache algorithms based on adaptive invalidation reports for mobile environments, *Cluster Computing*, Vol.1, No.1, pp.39–48 (1998).
- 9) Jiang, M., Li, J. and Tay, Y.C.: Cluster based routing protocol (CBRP), Internet Draft, draft-ietf-manet-cbrp-spec-01.txt (1999).
- 10) Jing, J., Elmagarmid, A., Helal, A. and Alonso, R.: Bit-sequences: an adaptive cache invalidation method in mobile client/server environments, *ACM/Kluwer Journal on Mobile Networks and Applications*, Vol.2, No.2, pp.115–127 (1997).
- 11) Johnson, D.B.: Routing in ad hoc networks of mobile hosts, *Proc. IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications*, pp.158–163 (1994).
- 12) Lee, S. and Kim, C.: Neighbor supporting ad hoc multicast routing protocol, *Proc. MobiHoc 2000*, pp.37–44 (2000).
- 13) Lee, S.K., Hwang, C.S. and Yu, H.C.: Supporting transactional cache consistency in mobile database systems, *Proc. ACM Int'l Workshop on Data Engineering for Wireless and Mobile Access (MobiDE'99)*, pp.6–13 (1999).
- 14) Lee, S., Su, W., Hsu, J., Gerla, M. and Bagrodia, R.: A performance comparison study of ad hoc wireless multicast protocols, *Proc. INFOCOM 2000*, pp.565–574 (2000).
- 15) Pearlman, M.R. and Haas, Z.J.: Determining the optimal configuration for the zone routing protocol, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Vol.17, No.8, pp.1395–1414 (1999).
- 16) Perkins, C.E. and Bhagwat, P.: Highly dynamic destination-sequenced distance-vector routing (DSDV) for mobile computers, *Proc. ACM SIGCOMM'94*, pp.234–244 (1994).
- 17) Perkins, C.E. and Royer, E.M.: Ad hoc on demand distance vector routing, *Proc. IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications*, pp.90–100 (1999).
- 18) Tan, K.L.: Organization of invalidation reports for energy-efficient cache invalidation in mobile environments, *ACM/Kluwer Journal on Mobile Networks and Applications*, Vol.6, No.3, pp.279–190 (2001).
- 19) Wu, K., Yu, P. and Chen, M.: Energy-efficient caching for wireless mobile computing, *Proc. Int'l Conf. on Data Engineering (ICDE'96)*, pp.336–345 (1996).

(平成 14 年 9 月 27 日受付)

(平成 15 年 10 月 16 日採録)



林 秀樹

2002 年大阪大学工学部電子情報エネルギー工学科卒業。現在、同大学院情報科学研究科博士前期課程在学中。移動体計算環境におけるデータベースに興味を持つ。日本データ

ベース学会会員。



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情報システム工学専攻助手、2002 年より同大学院情報科学研究科マルチメディア工学専攻助手となり、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。データベースシステム、分散処理に興味を持つ。IEEE、電子情報通信学会、日本データベース学会の各会員。



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，大阪大学大学院工学研究科情報システム工学専
攻教授を経て，2002 年より同大学院情報科学研究科マ
ルチメディア工学専攻教授となり，現在に至る．2000
年より大阪大学サイバーメディアセンター長，2003
年より大阪大学大学院情報科学研究科長を併任．この
間，カナダ・ウォータールー大学，ビクトリア大学客
員．データベース，マルチメディアシステムの研究に
従事．現在，ACM Trans. on Internet Technology，
Data & Knowledge Engineering，Data Mining and
Knowledge Discovery，The VLDB Journal 等の論
文誌編集委員．情報処理学会フェローを含め，ACM，
IEEE 等 9 学会の会員．
