

アドホックネットワークにおける トポロジ変化に適応した複製の再配置

林 秀樹[†] 原 隆浩[†] 西尾 章治郎[†]

アドホックネットワークでは移動体の移動にともない、頻繁にネットワークが分断されるため、従来の固定ネットワークと比べて、データの利用性が低下してしまう。この問題を改善するため、移動体が他の移動体の持つオリジナルデータの複製を作成することが有効である。そこで本論文では、移動体の移動特性とアクセス特性に局所性のある環境を想定し、ネットワークが分断される直前の状況で局所的に複製を再配置するトポロジ変化に適応した複製配置方式を提案する。さらに、提案方式の性能評価のためにシミュレーション実験を行い、その有効性を検証する。

Replica Relocation Adapting to Topology Changes in Ad Hoc Networks

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

In ad hoc networks, network partition occurs frequently due to the movement of mobile hosts. Thus, data accessibility in ad hoc networks is lower than that in conventional fixed networks. To improve this problem, it is effective that each mobile host creates replicas of original data items held by other mobile hosts. In this paper, we assume an environment where mobility and access characteristics of mobile hosts have the locality and propose a replica allocation method adapting to topology changes that locally relocates replicas just before a network division occurs. We present simulation results to evaluate the performance of our proposed methods and verify their effectiveness.

1. はじめに

近年、携帯可能な計算機（移動体）にルータ機能を持たせ、移動体のみで一時的な無線ネットワークを形成するアドホックネットワークへの関心が高まっている^{6),9)}。アドホックネットワークでは、移動体の移動によりネットワークが分断した場合、分断された部分ネットワーク内のデータにアクセスできないため、データの利用性が低下してしまう。たとえば、図1における中央の無線リンクが切断された場合、左側の3台の移動体はデータ D_2 に、右側の3台の移動体はデータ D_1 にアクセスできなくなる。この問題を改善するために、移動体が他の移動体の持つオリジナルデータの複製を作成することが有効である。アドホックネットワークの応用として、災害時の救助活動やセンサネットワークなどがあり、移動体が他の移動体の持つデータにアクセスするものも多い。したがって、

アドホックネットワークにおけるデータの利用性の向上を目的とした複製配置は重要な研究課題である。これまでに、筆者らは、文献1)において、アドホックネットワークにおける複製配置方式を提案した。この方式は、各移動体のデータへのアクセス頻度とネットワークトポロジに基づいて、周期的（再配置周期ごと）にネットワーク全体で複製を再配置する。

ここで実環境では、移動体の移動特性やアクセス特性に局所性を持つものも多い。たとえば、災害時の救助活動において、活動領域をいくつかに分割し、各領域に小型の計算機を持つ複数名の救助隊員を担当させる場合を考える。このとき、救助隊員は担当領域内を頻繁に移動し、同じ領域を担当する救助隊員の持つデータに頻繁にアクセスするものと考えられる。このような状況において、文献1)の方式を適用すると、複製の再配置時に前回の再配置時から少しトポロジが変化しただけでも、複製がネットワーク全体で再配置される。そのため、再配置周期が短い場合、不要なデータ転送により、トラフィックが増大してしまう。逆に、再配置周期を長くすると、トラフィックを抑制できるものの、次の周期までにネットワークの分断が多く、箇所

[†] 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 アドホックネットワークにおけるネットワークの分断
Fig. 1 Network partition in ad hoc networks.

で発生してしまうため、前回の再配置時に決定した複製配置が効果的でなくなり、データの利用率が低下してしまう。そこで本論文では、データの利用率の向上とトラフィックの抑制を目的として、ネットワークが分断される直前の状況を検出し、局所的に（周囲の移動体間で）複製を再配置する方式を提案する。この方式では、移動体が隣接移動体への経路を1つしか検出できない場合にネットワークが分断される直前の状況と見なす。これを実現するために、各移動体が $N (\geq 1)$ ホップ内の移動体の隣接移動体の情報（トポロジ情報）とそれが保持するデータの情報（保持データ情報）を管理する。トポロジ情報はネットワークが分断される直前の状況の検出のために、保持データ情報は複製の再配置のために用いられる。また、シミュレーション実験により、本論文の提案方式と文献1)の方式を比較し、提案方式の有効性を検証する。

以下では、2章で想定環境について述べる。3章で提案する複製配置方式について説明し、4章でシミュレーション実験の結果を示す。5章で関連研究を紹介し、最後に6章で本論文のまとめを述べる。

2. 想定環境

本論文では、移動体が自身のデータ領域に、他の移動体の持つオリジナルデータの複製を作成する環境を想定する。移動体がデータにアクセスする場合、アクセス対象のデータを持つならば、即座に成功と見なす。そうでないならば、相互接続している移動体に問い合わせ、いずれかがオリジナルや複製を持つ場合、成功と見なす。なお、相互接続している移動体とは、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。相互接続している移動体もアクセス対象のデータを持たない場合は、失敗と見なす。

また、移動体の移動特性やアクセス特性に局所性を持つ環境を想定する。たとえば、災害時の救助活動において、作業の効率化のため、活動領域をいくつかに分割して、各領域に複数名の救助隊員を担当させる場合を考える。このとき、救助隊員は担当領域を頻繁に移動し、同じ領域を担当する近くの救助隊員の持つデータに頻繁にアクセスするものと考えられる。

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 ）が存在する。
- サイズの等しい n 個のデータ（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る。
- 各移動体はデータアクセスに関する情報（ログ）を記録して、自身の各データへのアクセス頻度を定期的に計算する方法などにより、自身のアクセス頻度を既知とする。
- データの更新は発生しない。たとえば、災害時の救助活動では、各救助隊員の担当作業や担当領域に関する情報などが、この仮定にあてはまる。
- 各移動体は自身の持つオリジナル以外に、 C 個分のデータの複製を作成するデータ領域を持つ。
- 各移動体は下位層において、自身の識別子を含むハローパケットを非常に短い周期（数百ミリ秒）で放送することにより、隣接移動体を把握する。この場合、移動体がハローパケットを受信すると、そのパケットを送信した移動体との接続を検出する。一方、隣接移動体からパケットを受信できなくなると、その移動体との切断を検出する。

3. トポロジ変化に適応した複製配置方式

本章では、まずネットワークが分断される直前の状況の検出に必要なトポロジ情報の管理について述べる。次に、複製の再配置に必要な保持データ情報の管理について述べる。さらに、分断される直前の状況を検出した後で実行される複製の再配置について説明する。

3.1 トポロジ情報の管理

提案方式では、各移動体が、他の移動体の隣接移動体の情報を管理する。ここで、すべての移動体の隣接移動体の情報を保持する場合、その管理に要する通信トラフィックと計算オーバーヘッドが大きくなる。そこで提案方式では、各移動体が N ホップ内の移動体の隣接移動体の情報を隣接リスト表で保持する。この表には、自身、または自身から N ホップ内の移動体の識別子（移動体 ID）と、それらの隣接移動体の識別子のリスト（隣接リスト）を記録する。図2に、移動体の持つ隣接リスト表 ($N \geq 1$) を示す。

隣接リスト表は、2つの移動体間で接続や切断が起こるたびに更新される必要がある。表1に、その管理に用いるパケットを示す。表中の部分更新パケットの“移動体 ID”は送信元となる移動体の識別子、“接続（切断）移動体 ID”は接続（切断）した移動体の識別子、“状態”は接続（切断）移動体 ID が示す移動体と

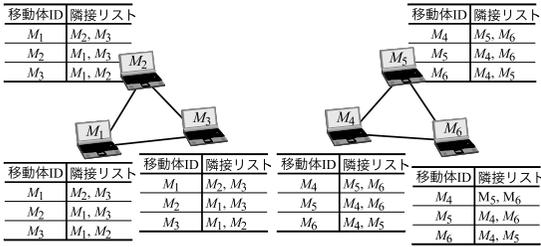


図 2 隣接リスト表 ($N \geq 1$)
Fig. 2 Neighbor list tables ($N \geq 1$).

表 1 隣接リスト表の管理に用いるパケット

Table 1 Packets for managing neighbor list table.

パケット名	属性
部分更新	移動体 ID, 接続 (切断) 移動体 ID, 状態, TTL
一括更新	移動体 ID, 隣接リスト, TTL

接続または切断したかを示すもの, “TTL (Time To Live)” は転送ホップ数を表す. また, 一括更新パケットの“隣接リスト”は, 移動体 ID が示す移動体に隣接する移動体の識別子のリストを表す. 以下に, 2つの移動体 (M_i と M_j) の接続時と切断時の M_i の動作について説明する.

【接続時の動作】

- (1) M_i は, 自身の隣接リストに M_j を挿入する.
- (2) M_i は, もともと N ホップ内に接続していた移動体の持つ自身の隣接リストを更新するため, N ホップの範囲で部分更新パケットをフラッディングする. フラッディングとは, ネットワーク上の相互接続しているすべての移動体に対してパケットを送信することを意味する. ここでは, N ホップの範囲でフラッディングするため, 送信元から N ホップの範囲で接続しているすべての移動体にパケットを送信することになる. このパケット内の移動体 ID には M_i , 接続移動体 ID には M_j , 状態には “接続”, TTL には N が含まれる. これを受信した移動体は, M_i の隣接リストに M_j を挿入して, TTL を 1 減らした部分更新パケットを再放送する. この動作は, TTL が 0 になるまで繰り返される.
- (3) M_j と M_j にもともと相互接続していた移動体は, M_i と M_i にもともと相互接続していた移動体の隣接移動体の情報を知らない可能性がある. そこで M_i は, もともと自身から $n (< N)$ ホップで接続していた移動体の隣接移動体の情報を, TTL が $N - n$ に設定された一括更新パケットに含めて, M_j に送信する. M_j は, この

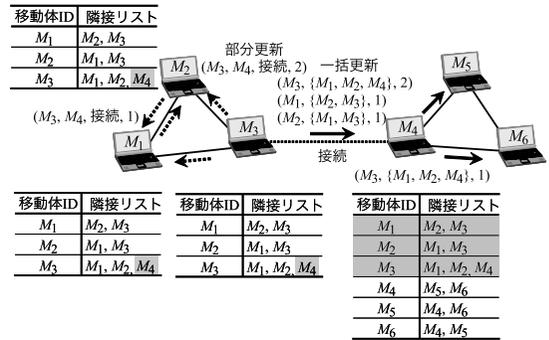


図 3 接続時の隣接リスト表の更新操作 ($N = 2$)
Fig. 3 Update operation of neighbor list tables on connection ($N = 2$).

情報を隣接リスト表に挿入して, M_i 以外の隣接移動体に TTL を 1 減らした一括更新パケットを転送する. これを受信した移動体は, M_j と同様に隣接リスト表を更新して, TTL を 1 減らしたパケットを再放送する. この動作は, TTL が 0 になるまで繰り返される.

以上の動作は, M_j でも同様に行われる. 図 3 に, 図 2 の M_3 と M_4 が接続した際の隣接リスト表の更新操作 ($N = 2$) を示す. 図中の点線矢印は部分更新パケットの送信, 実線矢印は一括更新パケットの送信を表し, パケット内の情報を表 1 の属性の順で括弧内に示す. なお, 表中の灰色部分は, 挿入した情報を表す.

【切断時の動作】

- (1) M_i は, 自身の隣接リストから M_j を, M_j の隣接リストから M_i を削除する.
- (2) M_i は, 隣接リスト表を用いて, N ホップ内の移動体を確認する. 具体的には, M_i の隣接リスト内の識別子を始点として, N 回以内でたどれる識別子を記録する. その後, N ホップ内で接続していない移動体の隣接リストを削除する.
- (3) M_i は, N ホップ内の移動体の持つ自身の隣接リストを更新するため, 部分更新パケットを N ホップの範囲でフラッディングする. このパケット内の移動体 ID には M_i , 切断移動体 ID には M_j , 状態には “切断”, TTL には N が含まれる. これを受信した移動体は, M_i の隣接リストから M_j を削除して, TTL を 1 減らした部分更新パケットを再放送する. これらの移動体は, M_i と同様に, 自身から N ホップ内で接続していない移動体の隣接リストを削除する.

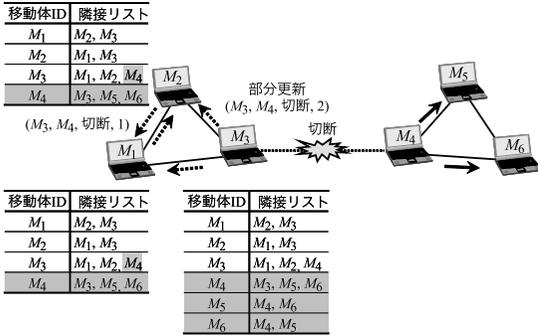


図 4 切断時の隣接リスト表の更新操作 (N = 2)
Fig. 4 Update operation of neighbor list tables on disconnection (N = 2).

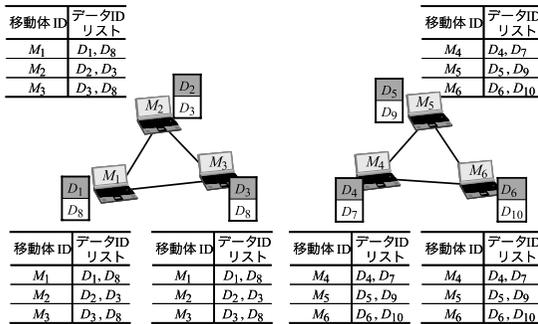


図 5 保持データ表 (N ≥ 1)
Fig. 5 Holding data tables (N ≥ 1).

以上の動作は、M_j でも同様に行われる。図 4 に、図 3 の状態から M₃ と M₄ が切断した際の隣接リスト表の更新操作 (N = 2) を示す。また、表中の灰色部分は、削除した情報を表す。

3.2 保持データ情報の管理

提案方式では、N ホップ内の移動体が保持するデータの情報を保持データ表で管理する。この表には、自身、または自身から N ホップ内の移動体の識別子 (移動体 ID) と、移動体が持つデータの識別子を含むリスト (データ ID リスト) を記録する。図 5 に、移動体の持つ保持データ表 (N ≥ 1) を示す。図中の四角は移動体のデータ領域、その灰色がオリジナル、白色が複製を表す。

保持データ表は、2 つの移動体の接続時と切断時に加え、複製の再配置時にも更新する必要がある。表 2 にその管理に用いるパケットを示す。表中の部分更新パケットの“移動体 ID”は送信元となる移動体の識別子、“配置 (破棄) データ ID”は移動体 ID が示す移動体が配置 (破棄) したデータの識別子、“状態”はデータ ID が示すデータを配置または破棄したかを表す。また、一括更新パケットの“データ ID リスト”は

表 2 保持データ表の管理に用いるパケット
Table 2 Packets for managing holding data table.

パケット名	属性
部分更新	移動体 ID, 配置 (破棄) データ ID, 状態, TTL
一括更新	移動体 ID, データ ID リスト, TTL

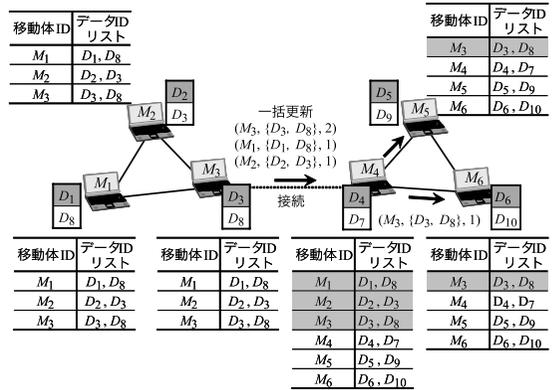


図 6 接続時の保持データ表の更新操作 (N = 2)
Fig. 6 Update operation of holding data tables on connection (N = 2).

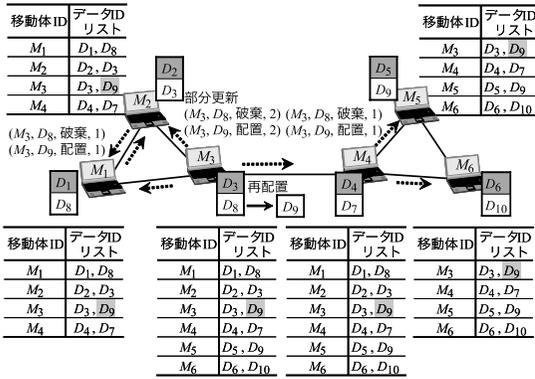
移動体 ID が示す移動体の持つデータの識別子のリストを表す。以下に、2 つの移動体 (M_i と M_j) の接続時と切断時の M_i の動作、および M_i の複製の再配置時の更新操作を説明する。

【接続時の動作】

2 つの移動体が新しく接続すると、隣接リスト表を更新した後で、保持データ表を更新する。

M_j と M_i にもともと相互接続していた移動体は、M_i と M_i にもともと相互接続していた移動体の保持データ情報を知らない可能性がある。そこで、M_i は、もともと自身から n (< N) ホップで接続していた移動体の保持データ情報を、TTL が N - n に設定された一括更新パケットに含めて、M_j に送信する。M_j は、受信したパケット内の情報を保持データ表に挿入して、M_i 以外の隣接移動体に TTL を 1 減らした一括更新パケットを転送する。これを受信した移動体は、M_j と同様に保持データ表を更新して、TTL を 1 減らしたパケットを再放送する。これは、M_j でも同様に行われる。

図 6 は、図 5 の状態から、M₃ と M₄ が接続した際の保持データ表の更新操作 (N = 2) を示す。図中の実線矢印は一括更新パケットの送信を表し、パケット内の情報を表 2 の属性の順で括弧内に示す。なお、表中の灰色部分は、新しく挿入した情報を表す。

図7 再配置時の保持データ表の更新操作 ($N = 2$)Fig. 7 Update operation of holding data tables on replica relocation ($N = 2$).

【切断時の動作】

切断した2つの移動体のいずれかに N ホップ内で接続している移動体は、隣接リスト表を更新した後で、保持データ表も更新する。これらの移動体は、 N ホップ内で接続しなくなった移動体の保持データ情報を削除する。

【複製の再配置時の動作】

M_i がデータ領域に保持していた D_k を D_l の複製に変更した場合、次のように保持データ表を更新する。

- (1) M_i は、自身のデータIDリストから D_k を削除し、 D_l を挿入する。
- (2) M_i は、 N ホップの範囲で2つの部分更新パケットをフラッディングする。1つ目のパケットには、移動体IDに M_i 、破棄データIDに D_k 、状態に“破棄”，TTLに N が含まれる。これを受信した移動体は、 M_i のデータIDリストから D_k を削除する。2つ目のパケットには、移動体IDに M_i 、配置データIDに D_l 、状態に“配置”，TTLに N が含まれる。これを受信した移動体は、 M_i のデータIDリストに D_l を挿入する。

図7は、図6の M_3 が D_8 から D_9 の複製に再配置した際の M_3 の動作 ($N = 2$) を示す。図中の点線矢印は部分更新パケットの送信を表し、パケット内の情報を表2の属性の順で括弧内に示す。なお、表中の灰色部分は、更新した情報を表す。

3.3 複製の再配置

複製は、ネットワークの分断前に再配置することが有効である。そこで、提案方式では、移動体が隣接移動体への経路を1つしか検出できない、つまり自身と隣接移動体を含む閉路を検出できない場合に、ネットワークが分断される直前の状況と見なし、複製を再配

置する。この検出には、隣接リスト表が用いられる。具体的には、隣接移動体の隣接リストを始点として、他の移動体の隣接リストを順にたどり、終点として自身の識別子に到達できれば、隣接移動体と閉路を形成していることが分かる。たとえば、図2の M_3 は、 M_1 と $\{M_3 \rightarrow M_1 \rightarrow M_2 \rightarrow M_3\}$ の閉路を検出できる。閉路の検出は、隣接リスト表が更新されたときに行う。 M_i が隣接移動体 (M_j) との閉路を検出できない場合、以下の手順で複製を再配置する。

- (1) M_i は M_j に再配置メッセージを送信し、 M_j は M_i に自身の保持データ表を送信する。
- (2) M_i は、 M_j 以外の隣接移動体との閉路（再配置グループ）を検出する。このとき、 M_i がグループリーダーとなり、 M_j に要求するデータの決定（手順(3)）や、そのデータの配置先の決定（手順(4)）を行う。複数の閉路を検出した場合は、閉路を構築する移動体数が多い方を再配置グループとする。一方、閉路を検出できなかった場合は、 M_i のみを再配置グループとする。複製の再配置は、このグループ内の移動体に対して行われる。
- (3) 移動体のデータ領域には制限があるため、 M_i が M_j に要求するすべてのデータを再配置グループに配置できるとは限らない。そこで、以下の手順で要求するデータを決定する。
 - i) M_i が、以下の手順で、再配置グループのアクセス頻度を計算する。
 - i-1) M_i は、再配置グループを決定した後、グループに属する各移動体にアクセス情報要求メッセージを送信する。
 - i-2) 要求メッセージを受信した移動体は、自身の各データへのアクセス頻度の情報を、 M_i に送信する。この情報には、ネットワーク内のすべてのデータへのアクセス頻度の情報が含まれる。
 - i-3) M_i は、各データに対して、グループに属する全移動体のそのデータへのアクセス頻度の和を計算して、この値をグループのアクセス頻度とする。なお、この計算は、グループに属する移動体の持つデータ、または M_j からの保持データ表に含まれるデータのみを対象とする。たとえば、図8の再配置グループ G_1 の

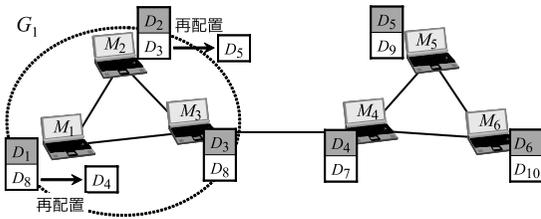
図 8 複製の再配置 ($N = 2$)Fig. 8 Replica relocation ($N = 2$).

表 3 データのアクセス頻度

Table 3 Access frequencies to data items.

データ	移動体			グループ
	M_1	M_2	M_3	
D_1	0.65	0.25	0.17	1.07
D_2	0.44	0.62	0.41	1.47
D_3	0.35	0.44	0.5	1.29
D_4	0.41	0.25	0.2	0.86
D_5	0.51	0.41	0.43	1.35
D_6	0.13	0.12	0.1	0.35
D_7	0.06	0.05	0.11	0.22
D_8	0.22	0.33	0.21	0.76
D_9	0.18	0.16	0.19	0.53
D_{10}	0.09	0.08	0.06	0.23

データ D_1 へのアクセス頻度は、移動体 M_1 , M_2 , および M_3 のデータ D_1 へのアクセス頻度の和となり、表 3 から $0.65 + 0.25 + 0.17 = 1.07$ となる。

- ii) 再配置グループが配置可能な複製の最大数を C_g とする。このとき、再配置グループの持つオリジナルを除き、グループのアクセス頻度の和が高い上位 C_g 個のデータの中で、 M_j からの保持データ表に含まれるものを要求する。

その後、 M_j は M_i に要求されたデータを N ホップ内の移動体に要求し、 M_i にこれらのデータを転送する。

- (4) M_i は、再配置グループ内の移動体の中から要求したデータの配置先を決定する。まず、データ領域に空きのある移動体が存在する場合、その移動体に配置する。そうでない場合、再配置グループの持つデータにおいて、重複するものを持つ移動体が存在するならば、それを破棄した後で、要求したデータの複製を配置する。配置先となる移動体が複数存在する場合、要求したデータのアクセス頻度が最も高いものが優先的に選択される。一方、重複するものを持つ移動体が存在しない場合、グループのアクセス頻度が最小のデータを持つ移動体に、それを破棄

させ、要求したデータの複製を配置する。

図 8 に、 M_3 が M_4 との閉路を検出できず、再配置グループ G_1 を作成して、複製を再配置する様子 ($N = 2$) を示す。また表 3 に、グループ G_1 に属する移動体の各データへのアクセス頻度と、 M_3 が計算したグループ G_1 の各データへのアクセス頻度を示す。なお、表中のアクセス頻度は単位時間ごとのアクセス回数 (頻度) を示し、その単位は [回数/単位時間] となる。

4. 性能評価

本章では、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。

4.1 シミュレーション環境

本実験では、災害時の救助活動などで移動体が協調的に作業する環境を想定する。作業の効率化のため、活動領域をいくつかの領域に分割して、各移動体が各領域を担当するものとする。移動体は、自身の作業状況や周辺情報をオリジナルとして保持し、同じ領域を担当する移動体の持つオリジナルに頻繁にアクセスする。以下に、シミュレーション環境の詳細を示す。

600 [m]×600 [m] の 2 次元平面上に、45 台の移動体 (M_1, \dots, M_{45}) が存在するものとした。2 次元平面は、縦横に均等に 3 分割し、9 個の 200 [m]×200 [m] (S_1, \dots, S_9) の領域を作成した。初期状態では、領域 S_j に 5 台の移動体 ($M_{5(j-1)+1}, M_{5(j-1)+2}, M_{5(j-1)+3}, M_{5(j-1)+4}, M_{5j}$) を担当させ、各々を担当領域内にランダムに配置した (図 9)。移動体は、0.01 から v [m/秒] (最大移動速度) の範囲でランダムに決定した速度で、目的地に移動するものとした。目的地は、 β (領域内移動確率) の確率で担当領域内の点、 $1 - \beta$ の確率で担当領域外の点を選択するものとした。移動体が担当領域と異なる領域に移動すると、その領域を自身の担当領域にするものとした。移動体は目的地に到達すると、0 から 1,000 [秒] の範囲でランダムに決定した時間で一時停止するものとした。なお、移動体の無線通信範囲は、半径 R [m] の円とした。

ネットワーク内には、45 種類の 1 [メガバイト] のデータ (D_1, \dots, D_{45}) が存在し、 D_j は M_j にオリジナルとして保持されるものとした。各移動体は、データ領域に最大 C 個のデータの複製を配置できるものとした。各データへのアクセス頻度は、同じ領域を担当する移動体の持つオリジナル (領域内データ) に平均 0.3、標準偏差 0.001、異なる領域を担当する移動体の持つオリジナル (領域外データ) に平均 0.01、標準偏差 0.0001 の正規分布に基づくものとした。アク

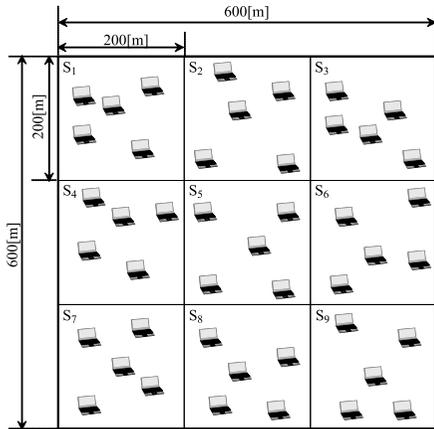


図 9 シミュレーション実験の初期状態

Fig. 9 Initial state of the simulation experiment.

セス頻度は単位時間ごとのアクセス回数を示し、単位は [回数/単位時間] となる。本実験では、アクセス頻度が 1 以下であるため、この値をアクセス確率として、単位時間ごとに各データにアクセス要求を発行するか否かの判断を行う。なお、本実験では単位時間を 10 [秒] に設定した。

アクセス要求は、協調作業の一例として災害時の救助活動を想定した場合、救助隊員が何らかの情報を参照したいときに発行される。たとえば、救助隊員が自身の作業内容を決定するとき、他の救助隊員の作業状況の情報を要求する場合が考えられる。このようなアクセス要求は、シミュレーション実験において不定期に発行されるものと見なすことができる。そこで本実験では、移動体が単位時間ごとに確率的にアクセス要求を発行することで、実際のアクセス要求の発行条件に近いものとした。また本実験では、領域内（領域外）の各データへのアクセス頻度に差がなく、各移動体が領域内データには平均 30 [秒] に 1 回、領域外データには平均 1,000 [秒] に 1 回アクセスする環境を想定して、単位時間、アクセス頻度の平均値、および分散値を決定した。これは、救助隊員が作業を効率的に進めるため、同じ領域を担当している救助隊員（移動体）の作業状況の情報を短い間隔でアクセスし、その状況をつねに把握することを示す。また、救助隊員が長い期間同じ領域で作業した後、担当領域を変更して、新しい作業に取り組むため、異なる領域を担当している移動体の作業状況の情報を稀にアクセスすることを示す。

表 4 に、本実験で用いたパラメータを示す。各パラメータは基本的には定数値をとるが、そのパラメータの影響を調べる際には括弧内の範囲で変化させた。

以上の環境において、50,000 単位時間を経過させた

表 4 パラメータ設定
Table 4 Parameter configuration.

パラメータ	意味	値
N	トポロジ情報と保持データ情報の管理範囲	1, 2 (1, 2, 3, 4)
β	領域内移動確率	0.9 (0.1 ~ 1)
v	移動体の最大移動速度	1 (0.1 ~ 3)
R	移動体の無線通信範囲	80 (60, 80, 100)
C	移動体が保持できる複製の最大個数	7 (1 ~ 44)

ときの下記の評価値について調べた。

- 領域内データへのアクセス成功率
領域内データへのアクセス要求の総数に対するアクセス成功回数の割合。
- 領域外データへのアクセス成功率
領域外データへのアクセス要求の総数に対するアクセス成功回数の割合。
- アクセス成功率
領域内データと領域外データへのアクセス要求の合計数に対するアクセス成功回数の割合。
- 複製の再配置によるトラヒック
複製を再配置する際に生じたデータ転送のホップ数に、そのサイズを掛けたものの総和。

4.2 比較対象

本実験では、筆者らが文献 1) で提案した SAF 方式、DAFN 方式、および DCG 方式を比較対象とした。
SAF 方式：各移動体がデータ領域の許す限り、アクセス頻度の高いデータから順に複製を配置する。
DAFN 方式：SAF 方式で複製を暫定的に配置した後、隣接移動体間で複製の重複を解消する。
DCG 方式：移動体をネットワークの二連結成分でグループ化し、グループ内で複製が重複しないように、グループのアクセス頻度の高いデータの複製を配置する。

これらの方式では、再配置周期 T [秒] を 50 から 5,000 まで変化させたときのアクセス成功率を調べた。その結果を図 10 に示す。この結果から、周期的な方式は再配置周期が長くなると、アクセス成功率が低下することが分かる。これは、周期的な方式では、再配置周期で決定した複製配置が、トポロジ変化で効果的でなくなるからである。本実験ではアクセス成功率が低下しないように、 T を 50 に設定する。

本実験では、4.3 節の評価を除いて、移動体数、無線通信範囲、移動領域などの移動体密度に係るパラメータを固定した。これは、複製配置方式間で性能差の生じやすい環境で評価を行うことを意図したためである。これまでに筆者らは、文献 1) において、無線

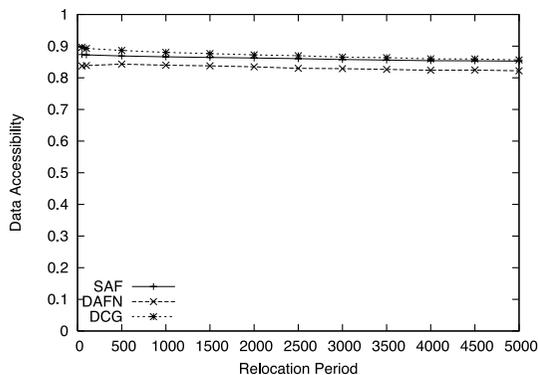
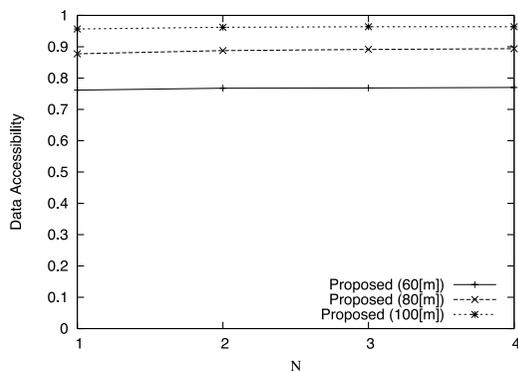


図 10 再配置周期とアクセス成功率

Fig. 10 Relocation period and data accessibility.

図 11 N とアクセス成功率Fig. 11 N and data accessibility.

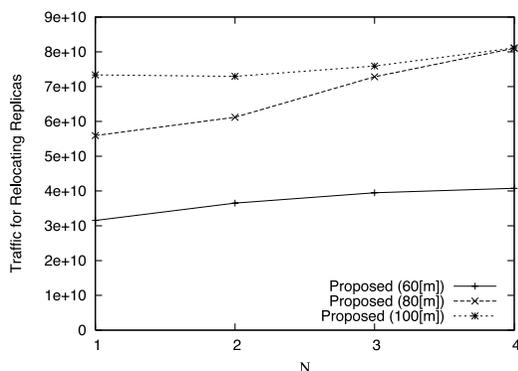
通信範囲を変化させて、SAF 方式、DAFN 方式、および DCG 方式の影響を調べた結果、無線通信範囲が非常に小さい場合、または非常に大きい場合に、すべての方式のアクセス成功率がほぼ同じになることを示した。前者は相互接続している移動体数が少なく、移動体間でほとんど複製を共有できないからである。後者はほとんどの移動体が相互接続されているため、ほとんどの場合でオリジナルデータにアクセスできるからである。つまり、複製配置の効果を調べるために適する環境は、複数の移動体が相互接続している状況で、ネットワークの分断が頻繁に発生する環境になる。そこで、移動体密度に関するパラメータをこのような状況となる値に固定し、複製配置方式間で性能差の生じる環境で実験を行った。

4.3 N の影響

まず、提案方式に対する N を変化させたときの影響を調べた。その際、移動体密度を変化させたときの影響も調べるため、無線通信範囲を 60 [m]、80 [m]、および 100 [m] に設定して、それぞれ実験を行った。ここで、移動体密度に関するパラメータを変化させても基本的に提案方式に同じ影響を与えるため、本実験では無線通信範囲のみを変化させた。その結果を図 11 と図 12 に示す。これらの図の横軸は N で、縦軸は図 11 ではアクセス成功率、図 12 では複製の再配置によるトラフィックを示す。

図 11 の結果から、いずれの無線通信範囲に対しても、 N が大きくなると、アクセス成功率がわずかに向上するものの、 N が 2 以上になるとほぼ一定になることが分かる。これは、 N を大きくしてネットワークが分断される直前の状況をより正確に検出しても、移動体がランダムに移動しているため、必ずしもネットワークが分断されないことが多いからである。

図 12 の結果から、いずれの無線通信範囲に対しても、

図 12 N と複製の再配置によるトラフィックFig. 12 N and traffic for relocating replicas.

も、 N が大きくなると、複製の再配置によるトラフィックが大きくなることが分かる。これは、より多くの移動体を含む広い範囲で、複製が再配置されるからである。

以上の結果より、本実験の環境では、 N を大きくしても、アクセス成功率がほぼ一定で、トラフィックが大きくなってしまったため、さほど効果がないことが分かる。したがって、以降の提案方式の実験結果では、 N が 1 と 2 の場合のみを示す。

4.4 領域内移動確率 β の影響

領域内移動確率 β を変化させたときの結果を、図 13、図 14、図 15、図 16 に示す。これらの横軸は領域内移動確率を示す。縦軸は、図 13 では領域内データへのアクセス成功率、図 14 では領域外データへのアクセス成功率、図 15 ではアクセス成功率、図 16 では複製の再配置によるトラフィックを示す。

図 13 の結果から、基本的にいずれの方式も領域内移動確率が大きくなると、領域内データへのアクセス成功率が高くなることが分かる。これは、移動体が頻繁に領域内を移動するため、領域内の移動体どうしが

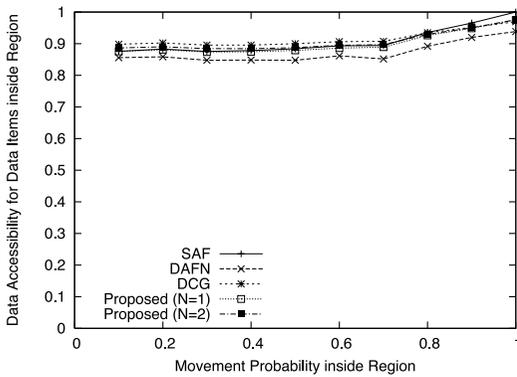


図 13 領域内移動確率と領域内データへのアクセス成功率

Fig. 13 Movement probability inside region and data accessibility for data items inside region.

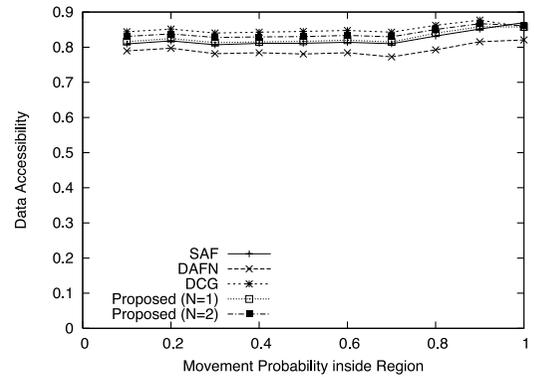


図 15 領域内移動確率とアクセス成功率

Fig. 15 Movement probability inside region and data accessibility.

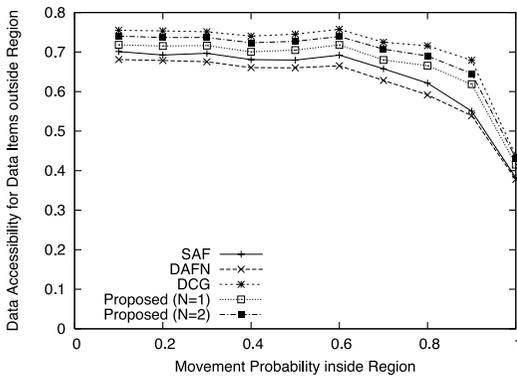


図 14 領域内移動確率と領域外データへのアクセス成功率

Fig. 14 Movement probability inside region and data accessibility for data items outside region.

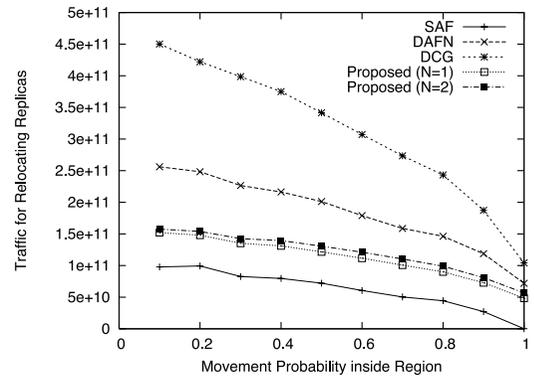


図 16 領域内移動確率と複製の再配置によるトラフィック

Fig. 16 Movement probability inside region and traffic for relocating replicas.

接続しやすくなるからである。また提案方式は、SAF方式と DCG 方式とほぼ同じ結果を示す。

図 14 の結果から、いずれの方式も領域内移動確率が大きくなると、領域外データへのアクセス成功率が低くなるのが分かる。これは、移動体が局所的に移動するため、異なる領域にいる移動体と接続しにくいからである。また提案方式は、DCG 方式に次いで高い結果を示す。これは、再配置グループ内で複製が重複しないように配置するため、移動体が多種類のデータにアクセスできるからである。また、提案方式の N が大きくなると、成功率が高くなる。これは、異なる領域にいる移動体間で複製を再配置できるからである。

図 15 の結果から、領域内移動確率が大きくなると、アクセス成功率が高くなるのが分かる。これは、本実験の環境では、移動体が領域内データに頻りにアクセスするため、その結果が領域内データへのアクセスに強く影響を受けるからである。また提案方式は、DCG 方式に次いで高い成功率を示す。

図 16 の結果から、いずれの方式も領域内移動確率が大きくなると、複製の再配置によるトラフィックが小さくなるのが分かる。これは、移動体が狭い範囲でネットワークを形成し、その中で限られたデータが伝播されるからである。また、提案方式は DCG 方式に比べてトラフィックが大幅に低くなっている。その結果、アクセス成功率は DCG 方式とほぼ同様にもかかわらず、トラフィックを大幅に抑制できている。これは、提案方式では、ネットワーク全体ではなく、局所的に複製を再配置するからである。

4.5 最大移動速度 v の影響

最大移動速度 v を変化させたときの結果を、図 17、図 18、図 19、図 20 に示す。これらの横軸は最大移動速度を示す。縦軸は、図 17 では領域内データへのアクセス成功率、図 18 では領域外データへのアクセス成功率、図 19 ではアクセス成功率、図 20 では複製の再配置によるトラフィックを示す。

図 17 の結果から、いずれの方式も最大移動速度が

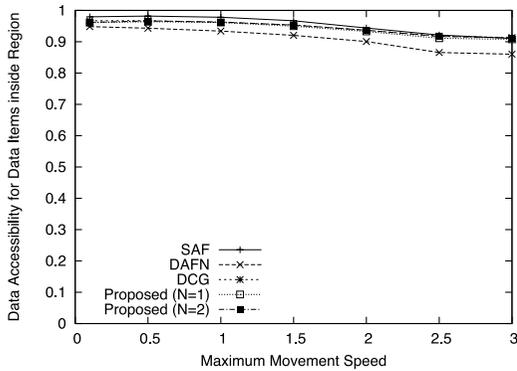


図 17 最大移動速度と領域内データへのアクセス成功率

Fig. 17 Maximum movement speed and data accessibility for data items inside region.

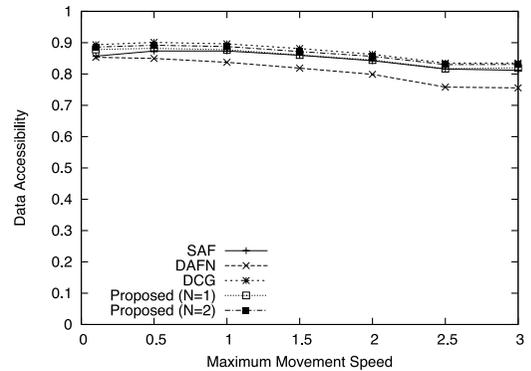


図 19 最大移動速度とアクセス成功率

Fig. 19 Maximum movement speed and data accessibility.

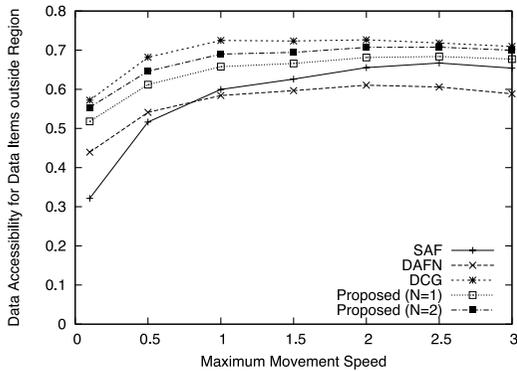


図 18 最大移動速度と領域外データへのアクセス成功率

Fig. 18 Maximum movement speed and data accessibility for data items outside region.

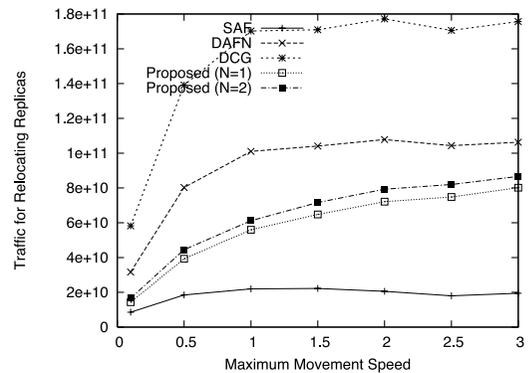


図 20 最大移動速度と複製の再配置によるトラフィック

Fig. 20 Maximum movement speed and traffic for relocating replicas.

大きくなると、領域内データへのアクセス成功率が低くなるのが分かる。これは、移動体が担当と異なる領域に早く移動するため、保持していたデータが、すぐに領域外のものになるからである。

図 18 の結果から、いずれの方式も最大移動速度が大きくなると、領域外データへのアクセス成功率が大きくなるのが分かる。この理由は、図 17 の結果の考察と同様である。また、提案方式は N が大きくなると、成功率が高くなる。この理由は、図 14 の結果の考察と同様である。

図 19 の結果は、図 17 と図 18 の結果から、領域内データへのアクセスに強く影響を受けているのが分かる。これは、図 15 の結果の考察と同様である。また提案方式は DCG 方式に次ぐ高いアクセス成功率を示すことが分かる。

図 20 の結果から、いずれの方式も最大移動速度が大きくなると、複製の再配置によるトラフィックが大きくなるのが分かる。これは、次の再配置時までにと

ポロジが大きく変化しているため、周期的な方式は多くの複製を再配置するからである。一方、移動体どうしの接続や切断の回数が増えると、提案方式は複製を再配置する機会が多くなる。提案方式は、DCG 方式に次ぐ高いアクセス成功率を保ちながら、トラフィックを大幅に抑制できている。

4.6 データ領域のサイズの影響

データ領域のサイズ C を変化させたときの結果を、図 21、図 22、図 23、図 24 に示す。これらの横軸はデータ領域のサイズを示す。縦軸は、図 21 では領域内データへのアクセス成功率、図 22 では領域外データへのアクセス成功率、図 23 ではアクセス成功率、図 24 では複製の再配置によるトラフィックを示す。

図 21 の結果から、いずれの方式もデータ領域が大きくなると、領域内データへのアクセス成功率が高くなるのが分かる。これは、移動体が領域内データを多く配置できるからである。

図 22 の結果から、いずれの方式もデータ領域が大きくなると、領域外データも多く配置できるため、領

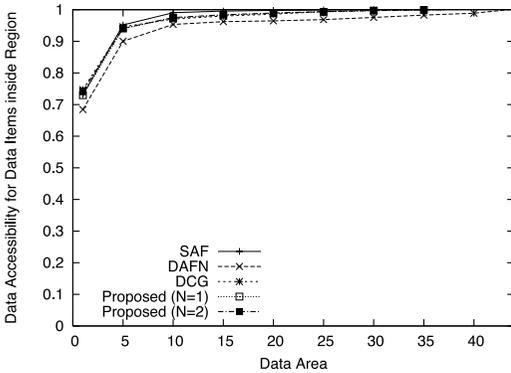


図 21 データ領域と領域内データへのアクセス成功率

Fig. 21 Data area and data accessibility for data items inside region.

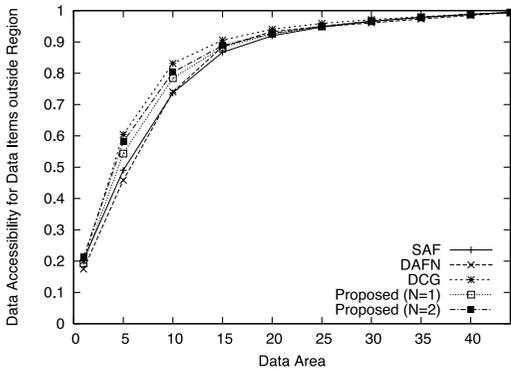


図 22 データ領域と領域外データへのアクセス成功率

Fig. 22 Data area and data accessibility for data items outside region.

域外データへのアクセス成功率が高くなることから分かる。ここで図 21 の結果と比べて、データ領域が小さいときに成功率が低くなっている。これは、アクセス頻度の高い領域内データを優先的に配置しているからである。また、提案方式は、DCG 方式に次ぐ高い成功率を示す。

図 23 の結果から、いずれの方式もデータ領域が大きくなると、アクセス成功率が高くなることから分かる。これは、図 21 と図 22 の結果から明らかである。

図 24 の結果から、いずれの方式もデータ領域が大きくなると、複製の再配置によるトラフィックが大きくなるが、ある値を超えると減少することが分かる。これは、データ領域が小さい場合、各移動体が再配置する複製の数が少ないため、トラフィックが小さくなるからである。また、データ領域が大きい場合、各移動体がほぼ全種類のデータを保持できるため、複製が頻繁に再配置されなくなるからである。また、提案方式は、トラフィックが最大となるデータ領域の値が DAFN 方

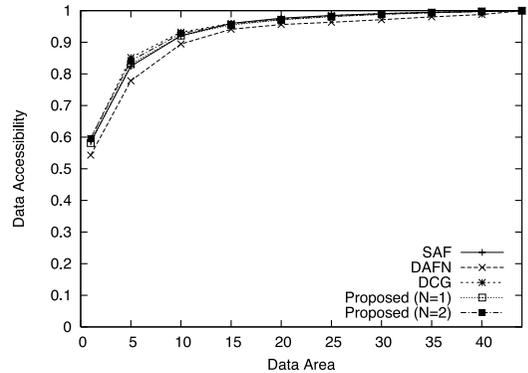


図 23 データ領域とアクセス成功率

Fig. 23 Data area and data accessibility.

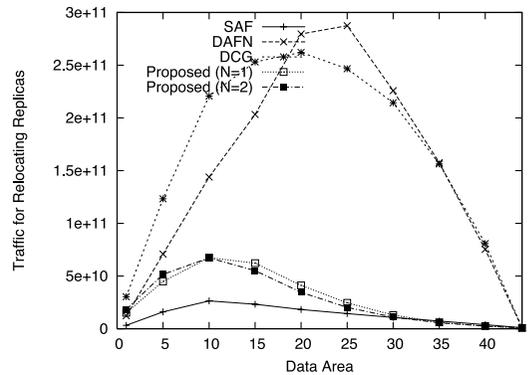


図 24 データ領域と複製の再配置によるトラフィック

Fig. 24 Data area and traffic for relocating replicas.

式や DCG 方式と比べて小さい。これは、提案方式では、データ領域がある程度大きくなると、ネットワークが分断される前に、各移動体がアクセス頻度の高いデータを保持できるため、複製が再配置されにくいことを示す。

4.7 提案方式の総合評価

まず、提案方式は DCG 方式に次ぐ高いアクセス成功率を示す (図 15, 図 19, および図 23)。特に、領域外データへのアクセス成功率は、方式間で性能差が大きくなる (図 14, 図 18, および図 22)。これは、提案方式では再配置グループ内で複製が重複しないように複製を配置するため、SAF 方式や DAFN 方式と比べて、移動体間でアクセス頻度の低い領域外データでも効果的に共有できることを示す。特に、移動体のデータ領域のサイズが小さい環境において、その特徴が顕著に見られる (図 22 のデータ領域のサイズが 5 から 10 までの範囲)。一方、提案方式はネットワークが分断する直前の状況で局所的に複製を再配置するため、DCG 方式に比べて、複製の再配置によるトラフィックを大幅に削減できる (図 16, 図 20, および図 24)。

特に、移動体の移動速度が徒歩程度の環境において、その特徴が顕著に見られる（図 20 の最大移動速度が 0.01 から 1 [m/秒] までの範囲）。

以上の結果より、提案方式の有効な適用環境として、端末のバッテリー容量に制約のある状況下での協調作業が考えられる。その典型的な例としては、災害時の救助活動などがあげられる。救助隊員は、自身の作業を効率的に進めるために、他の救助隊員の作業状況や周辺状況の情報にアクセスすることが有効と考えられる。その際、自身の担当領域を変更する場合や作業内容を変更する場合には、自身から離れた救助隊員の作業状況や周辺状況が必要となる場合があり、領域外データへのアクセスも重要になる。ここで、データの利用率のみを重視した場合、DCG 方式を適用することが有効であるが、DCG 方式は複製の再配置によるトラヒックが非常に大きくなる。災害時の救助活動では、電力インフラが破綻してしまい、救助隊員が自身の端末にいつでもどこでも電力を補給できるとは限らず、端末のバッテリー容量に制約のある状況も考えられる。したがって、このような環境では、トラヒックを削減して端末の消費電力を節約することが重要となるため、アクセス成功率を高く保ちつつも、トラヒックを低減できる提案方式が有効となる。

5. 関連研究

これまでに、アドホックネットワークにおける複製配置に関する研究がいくつか行われている。

文献 7), 8) では、サーバの役割を担う移動体に複製を配置し、データ更新を想定した複製の一貫性保持のために、クォラムシステムに基づいた複製管理方式を提案している。この方式は、サーバの役割を担う移動体のみ複製を配置する点で、本研究のアプローチと異なる。本研究では、限られたデータ領域を持つすべての移動体に複製を配置する環境を想定している。

文献 10) では、車車間通信を想定して、2 つの車が接続した際にお互いの持つデータの情報を交換し、自身の現在位置の近くで生成されたデータの複製を優先的に配置する方式を提案している。この研究は移動体のアクセス特性に局所性がある点で、本研究と類似している。しかし、隣接移動体間でしか複製配置を行わない点で、本研究と異なる。

文献 11) では、ネットワークが分断される時間を予測し、分断前に複製を配置する方式を提案している。この方式は、ネットワークの分断前に複製を配置する点で本研究のアプローチと類似している。この方式は特定の移動モデルを想定しているが、本研究の提案方

式は任意の移動体モデルにおいて適用できる。

これまでに筆者らは、文献 1) の方式を拡張し、文献 2) ではデータ間に相関性の存在する環境、文献 3) ではデータ更新の発生する環境において、効果的な複製配置方式を提案した。いずれの方式も周期的にネットワーク全体で複製を再配置するため、本論文の提案方式と異なる。

6. まとめ

本論文では、移動体の移動特性とアクセス特性に局所性のある環境を想定し、ネットワークが分断される直前の状況で局所的に複製を再配置する複製配置方式を提案した。この方式では、移動体が $N (\geq 1)$ ホップ内の移動体のトポロジ情報と保持データ情報を管理し、隣接移動体への経路を 1 つしか検出できない場合に、ネットワークが分断される直前の状況と見なして複製を再配置する。

シミュレーション実験の結果より、本論文の提案方式は、文献 1) で提案された DCG 方式に次ぐ高いアクセス成功率を保ちながら、DCG 方式よりトラヒックを大幅に削減できることを確認した。また、提案方式の N を大きくしても、アクセス成功率がほぼ一定であるのに対して、トラヒックが大きくなることも確認した。

これまでに筆者らは、データ更新の発生する環境において、古い複製へのアクセス回数の削減やデータの利用率の向上を目的として、キャッシュ無効化方式⁴⁾と更新データ配布方式⁵⁾を提案してきた。キャッシュ無効化方式では、各移動体が無効化情報を放送して、古い複製を無効化する。また、更新データ配布方式では、各移動体が効率的に更新データを配布して、古い複製を更新する。今後は、データ更新の発生する環境において、文献 4), 5) の方式を参考にし、提案方式を拡張する予定である。

謝辞 本研究の一部は、文部科学省 21 世紀 COE プログラム「ネットワーク共生環境を築く情報技術の創出」、および文部科学省若手研究 (A ¥ 16680005)、基盤研究 (A ¥ 17200006) 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) 原 隆浩：アドホックネットワークにおけるデータ利用率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).
- 2) Hara, T., Murakami, N. and Nishio, S.:

Replica Allocation for Correlated Data Items in Ad-Hoc Sensor Networks, *ACM SIGMOD Record*, Vol.33, No.1, pp.38-43 (2004).

- 3) 林 秀樹, 原 隆浩, 西尾章治郎: アドホックネットワークにおけるデータ更新間隔を考慮した複製配置, *情報処理学会論文誌*, Vol.44, No.12, pp.2898-2911 (2003).
- 4) 林 秀樹, 原 隆浩, 西尾章治郎: 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, *情報処理学会論文誌*, Vol.44, No.12, pp.3139-3151 (2003).
- 5) 林 秀樹, 原 隆浩, 西尾章治郎: アドホックネットワークにおける不定期データ更新を考慮した更新データ配布方式, *電子情報通信学会和文論文誌 D-I*, Vol.J87-D-I, No.2, pp.188-201 (2004).
- 6) Johnson, D.B.: Routing in Ad Hoc Networks of Mobile Hosts, *Proc. IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications (WMCSA'94)*, pp.158-163 (1994).
- 7) Karumanchi, G., Muralidharan, S. and Prakash, R.: Information Dissemination in Partitionable Mobile Ad Hoc Networks, *Proc. Symposium on Reliable Distributed Systems (SRDS'99)*, pp.4-13 (1999).
- 8) Luo, J., Hubaux, J.P. and Eugster, P.: PAN: Providing Reliable Storage in Mobile Ad Hoc Networks with Probabilistic Quorum Systems, *Proc. ACM MobiHoc'03*, pp.1-12 (2003).
- 9) Perkins, C.E. and Royer, E.M.: Ad Hoc on Demand Distance Vector Routing, *Proc. IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications (WMCSA'99)*, pp.90-100 (1999).
- 10) Xu, B., Ouksel, A. and Wolfson, O.: Opportunistic Resource Exchange in Inter-Vehicle Ad Hoc Networks, *Proc. IEEE Intl. Conf. on Mobile Data Management (MDM'04)*, pp.4-12 (2004).
- 11) Wang, K. and Li, B.: Efficient and Guaranteed Service Coverage in Partitionable Mobile Ad-Hoc Networks, *Proc. IEEE Infocom'02*, Vol.2, pp.1089-1098 (2002).

(平成 17 年 5 月 17 日受付)

(平成 17 年 11 月 1 日採録)



林 秀樹 (学生会員)

2002 年大阪大学工学部電子情報エネルギー工学科卒業。2004 年同大学院情報科学研究科博士前期課程修了。現在、同大学院情報科学研究科博士後期課程在学中。モバイル環境におけるデータ管理に興味を持つ。日本データベース学会の学生会員。



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 年同大学院情報科学研究科マルチメディア工学専攻助手、2004 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。データベースシステム、分散処理に興味を持つ。IEEE, ACM, 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助教授となり、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、Data & Knowledge Engineering 等の論文誌編集委員。本会理事を歴任。電子情報通信学会フェローを含め、ACM, IEEE 等、8 学会の会員。