

# アドホックネットワークにおける クォーラムシステムを用いた一貫性管理方式

澤井 陽平<sup>†</sup> 篠原 昌子<sup>†</sup> 神崎 映光<sup>†</sup>  
原 隆浩<sup>†</sup> 西尾 章治郎<sup>†</sup>

アドホックネットワークでは、データの複製を作成することでデータの利用性が向上するが、データ更新の発生により、複製間の一貫性が損なわれる可能性がある。そのため、クォーラムシステムを用いた一貫性管理が有効となる。このとき、クォーラムを構成する移動体数は少ない方が、データ操作に要するトラヒックを削減できる。本論文では、少数の移動体でクォーラムを構成し、複製間の一貫性を管理する方式を提案する。提案方式では、移動体の移動可能領域を複数の部分領域に分割し、部分領域の位置関係に基づいて少数の移動体でクォーラムを構成する。これにより、複製間の一貫性を厳密に保持しつつ、データ操作に要するトラヒックを削減する。

## A Consistency Management Method Based on Quorum Systems in Ad Hoc Networks

YOHEI SAWAI,<sup>†</sup> MASAKO SHINOHARA,<sup>†</sup> AKIMITSU KANZAKI,<sup>†</sup>  
TAKAHIRO HARA<sup>†</sup> and SHOJIRO NISHIO<sup>†</sup>

Data replication is effective for improving data availability in ad hoc networks. In an environment where data updates occur, replicas of a data item may be inconsistent. To solve this problem, quorum based consistency management is a promising approach. To reduce communication overhead, it is better to make the number of mobile hosts in each quorum fewer. In this paper, we propose a consistency management method that constructs quorums with fewer mobile hosts. In our method, the area where mobile hosts exist is divided into several regions and each quorum is constructed based on the locations of the regions. As a result, the proposed methods can reduce the communication overhead while keeping the strict consistency among replicas.

### 1. はじめに

近年、無線通信技術の発展と計算機の小型化にともない、ルータの機能を持つ移動体のみで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注目が高まっている。アドホックネットワークでは、移動体どうしでデータを共有し、互いの持つデータにアクセスすることが多い。しかし、移動体の移動によりネットワークが分断された場合、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いため、データの利用性が低下してしまう。たとえば、図1の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。この問題を解決するため、オリジナルデータを持つ移動体以外の移動体に、データの複製を配置することが有効である<sup>1),4),8)</sup>。図1の例では、ネットワークの切断前にデータ  $D_1$  と  $D_2$  の複製をそれぞれ左側と右側の3台の移動体のいずれかに配置することで、切断後もすべての移動体が両方のデータにアクセスできる。

ここで、実環境では、データ更新が発生することが一般的である。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頻繁に分断されるため、ネットワーク内に存在するすべての複製につねにアクセスできるとは限らない。そのため、すべての複製をつねに最新にすることは現実的に不可能であり、移動体が古い複製にアクセスしてしまう可能性がある。このような環境では、動的クォーラムシステムを用いた複製間の一貫性管理が有効であり、これまでにいくつかの方式が提案されている<sup>2),3),6),9)-11)</sup>。ここで本論

<sup>†</sup> 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

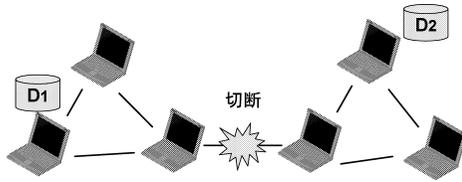


図 1 ネットワークの分断  
Fig. 1 Network partition and data access.

文では、複製間の厳密な一貫性とは、読み出し操作を実行した移動体が、最新のデータ（最近に書き込みが行われたデータ）に必ずアクセスできることを指すものと定義する。これは、従来の分散データベースにおける書き込み操作どうしの衝突を考慮した、一般的な一貫性と同一の定義である。

クオラムシステムを用いた一貫性管理方式では、複数の移動体がクオラムと呼ばれるグループを構成する。このとき、任意の書き込み操作クオラムと読み出し操作クオラムが、共通集合を持つように設定する。移動体がデータ更新（書き込み）を行う場合、1つの書き込み操作クオラムを構成する全移動体の持つデータ（複製）に、書き込みを行う。一方、移動体がデータアクセス（読み出し）を行う場合、1つの読み出し操作クオラムを構成する全移動体の持つデータ（複製）を参照する。これにより、ネットワークが分断された場合においても、クオラムを構成するすべての移動体（プロキシ）が相互接続していれば、書き込み（読み出し）操作を実行できる。また、書き込み操作クオラムと読み出し操作クオラムは共通集合を持つため、すべての読み出し操作クオラムには、最新のデータを持つ移動体が必ず1つ以上存在する。したがって、参照したデータの中で、最も新しいデータを読み出すことで、複製間の厳密な一貫性を保持できる。

ここで、クオラムを構成する移動体数が増えると、データの書き込みや読み出しに要するトラフィックも増加する。そのため、クオラムを構成する移動体数は少ない方が望ましい。そこで本論文では、厳密な一貫性を保持しつつ、トラフィックを抑制する複製間の一貫性管理方式として、CQ (Crisscross Quorum) 方式を提案する。CQ方式では、移動体の移動可能領域を複数の部分領域に分割し、部分領域の位置関係に基づいて少数の移動体でクオラムを構成する。これにより、複製間の一貫性を厳密に保持しつつ、データ操作に要するトラフィックを削減する。また、クオラムを構成する移動体を探索する際に、領域の位置関係を考慮して探索範囲を制限することで、経路の発見に要

するトラフィックを削減する。

以下では、2章で関連研究について紹介し、3章で本論文の想定環境について述べる。4章で提案方式であるCQ方式について述べ、5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。最後に6章で、本論文のまとめと今後の課題について述べる。

## 2. 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間の一貫性管理方式が数多く提案されている<sup>5)-7),9),10)</sup>。

文献9)では、サーバの役割を担う一定数の移動体に複製を配置し、それらがクオラムを構成することで、複製間の一貫性を管理する方式が提案されている。また、文献10)では、確率的なクオラムシステムを用いて複製間の一貫性を管理する方式が提案されている。これらの方式は、クオラムシステムを用いて複製間の一貫性を管理する点で本研究のアプローチと類似している。しかし、複製間の一貫性を厳密に保持しないため、移動体がつねに最新のデータにアクセスできるとは限らない。

文献6)では、様々な一貫性レベルを定義し、クオラムシステムを用いた実現方式について考察がなされている。厳密な一貫性を保持する方式(GC)では、移動体の移動可能領域を複数の部分領域に分割し、各部分領域を管理する移動体間で一貫性を管理する。このとき、書き込み、および読み出し操作のクオラムを構成する移動体数の和を、部分領域の総数より大きくすることで、複製間の一貫性を厳密に保持する。この方式は、複製間の一貫性を厳密に保持する点で、本研究のアプローチと類似している。しかし、クオラムを構成する移動体数が大きい場合、通信オーバーヘッドによるトラフィックが増加してしまう。

一方、文献5)では、アドホックネットワークにおいて、データ更新を考慮した複製配置方式が提案されている。また、文献7)では、更新データを配布する方式が提案されている。これらの方式は、更新発生後の古い複製を無条件に無効と判断することで、ネットワーク内に存在する複製間の一貫性を厳密に保持する。しかし、移動体が最新のデータでアクセスできることを保証しないため、複製間の一貫性を保持できない。また、暫定的な古い複製へのアクセスを認めるため、無駄なデータアクセスやロールバック処理によるシステム性能の低下が考えられる。

### 3. 想定環境

本論文では、アプリケーション層において、各移動体が、自身の記憶領域にデータの複製を配置し、自身または他の移動体の持つデータにアクセスするアドホックネットワークを想定する。

アドホックネットワークでは、2つの移動体が無線通信範囲内に存在する場合、それらが無線リンクにより接続し、互いに通信できる。また、無線通信範囲外に存在する移動体も、複数の無線リンクを介して接続することで、互いに通信できる。本論文では、1ホップ以上の無線リンクで接続し、互いに通信可能な状態を、相互接続と定義する。

2つの移動体が相互接続しているか否かは、アプリケーション層におけるパケットのフラッディングや、既存のルーティングプロトコルを用いることで判断できる。たとえば、アプリケーション層においてパケットをフラッディングする場合、相互接続している全移動体にパケットが伝搬するため、それらの移動体と接続していることを確認できる。一方、下位層において既存のルーティングプロトコルが動作している場合、移動体が相互接続していれば、ルーティングプロトコルの動作によって経路が発見され、その移動体と接続していることを確認できる。

ここで、各移動体がネットワーク内に存在するすべての複製間の一貫性を厳密に管理するためには、複製を保持しているすべての移動体と相互接続している必要がある。しかし、アドホックネットワークでは、移動体の移動にともなう無線リンクの切断によってネットワークの分断が発生するため、複製を持つすべての移動体にアクセスできない可能性がある。そのため、文献6)と同様に、動的クオラムに基づくクオラムシステムを用いて、複製間の一貫性を管理する。また、移動体の移動可能領域を複数の部分領域に分割し、その部分領域（以下では単に「領域」と称する）を担当する移動体間で一貫性管理を行うものとする。

想定環境の詳細を以下に示す。

- (1) 移動体として、ピアとプロキシの2種類が存在する。
- (2) ピアとプロキシは、GPSなどにより自身の現在位置を把握し、領域内を移動する。各プロキシは、特定の領域を担当し、自身の担当領域の内部のみを移動する。このような環境の例として、緊急災害時の救助活動において、特定領域を担当するグループのリーダーがプロキシとなり、グループ内の作業状況を把握し、領域内のピア

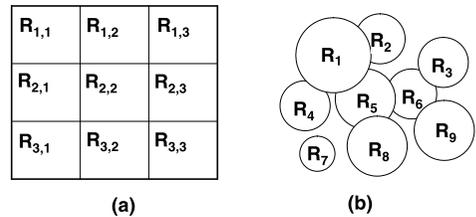


図2 部分領域の構成例

Fig. 2 Example of regions.

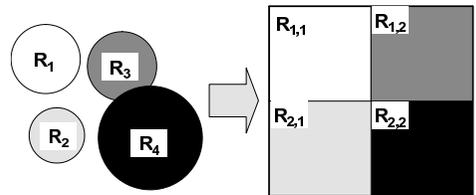


図3 領域の変換

Fig. 3 Transformation of regions.

に新たな指示を出す場合が考えられる。

- (3) 各プロキシが担当する領域の構成法には、特に制限を設けない。たとえば、図2(a)のような共通部分および隙間のない方形領域でもよいし、図2(b)のような共通部分や隙間のある円形領域でもよい。ここで、図2(b)のような場合を含め、任意の領域の構成法に対して、適当なラベル付けを行うことにより、仮想的に図2(a)のような $l$ 行 $\times$  $m$ 列の領域と見なすことが可能である(図3)。そこで本論文では、図2(a)のような領域の構成を用いて、議論を進める。また、領域の分割は、アプリケーションなどによってあらかじめ固定的に決定されているものとし、移動体の移動などによって変化しないものとする。このような環境の例として、緊急災害時の救助活動において、作業の開始前に全災害地域を複数の作業領域に分割し、各作業領域を管理するグループのリーダー間で共有情報の一貫性を管理する場合などが考えられる。
- (4) すべてのピアとプロキシは、各領域の識別子と、移動可能領域内における地理的位置、およびその領域を担当しているプロキシを把握している。
- (5) 各データは、ピアおよびプロキシによって、不定期に更新(書き込み)される。
- (6) 各ピアは、自身および他のプロキシが持つデータに対して、データアクセス(読み出し)を行う。
- (7) 各プロキシの記憶領域に制限はなく、ネットワーク内に存在するすべてのデータの複製を配置できる。この想定は実環境では必ずしも妥当では

ないが、文献 6) , 9) , 10) にならい、簡単化のために行っている。また、各移動体の位置情報や作業の進捗情報などのサイズの小さなデータを共有する場合などでは、この想定が妥当となる。

- (8) クォーラムは、複数のプロキシで構成される。 $i$  行  $j$  列の領域  $R_{i,j}$  を担当するプロキシ  $r_{i,j}$  が書き込み操作および読み出し操作に用いるクォーラムを、それぞれ  $QW_{i,j}$  ,  $QR_{i,j}$  と表記する。
- (9) 各ピアが書き込み（読み出し）操作を行う場合、自身が所属する領域を担当するプロキシに書き込み（読み出し）操作依頼を送信する。各依頼を受信したプロキシは、書き込み（読み出し）操作のクォーラムを構成し、クォーラム内のプロキシに書き込み（読み出し）操作要求を送信する。

4. CQ (Crisscross Quorum) 方式

CQ 方式では、文献 6) の GC 方式と同様に、移動体の移動可能領域を複数の部分領域に分割し、各領域を担当するプロキシが存在する。また、複数のプロキシでクォーラムを構成し、複製間の一貫性を厳密に保持する。

2 章で述べたように、GC 方式では、書き込みおよび読み出し操作用クォーラムを構成するプロキシ数の和を、領域の総数より大きくするため、書き込み（読み出し）操作によるトラヒックが増加してしまう。この問題を解決するため、CQ 方式では、領域の位置関係に基づいて少数のプロキシでクォーラムを構成する。これにより、複製間の一貫性を厳密に保持しつつ、データ操作に要するトラヒックを削減する。また、クォーラムを構成する移動体を探索する際に、領域の位置関係を考慮して探索範囲を制限することで、少ないトラヒックで移動体への経路を発見する。

4.1 一貫性管理方式

CQ 方式では、書き込み（読み出し）操作クォーラムを、自身の担当領域を含む横 1 行（縦 1 列）の領域を管理するプロキシで構成することで、書き込み操作クォーラムと読み出し操作クォーラムの間で共通集合が存在することを保証する。たとえば、図 4 のように、書き込み操作用および読み出し操作のクォーラムを、それぞれ領域  $\{R_{3,1}, R_{3,2}, R_{3,3}, R_{3,4}\}$  ,  $\{R_{1,2}, R_{2,2}, R_{3,2}, R_{4,2}\}$  を担当するプロキシで構成することで、領域  $R_{3,2}$  を担当するプロキシが共通部分となり、複製間の厳密な一貫性が保持できる。ここで、図 4 において、黒丸および白丸は、それぞれ各領域を

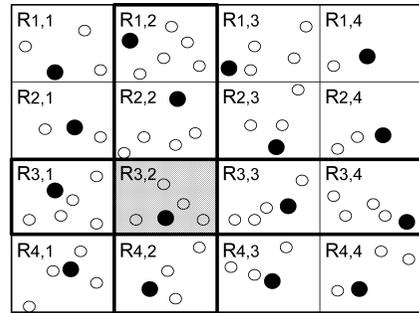


図 4 クォーラムの構成  
Fig. 4 Quorum construction.

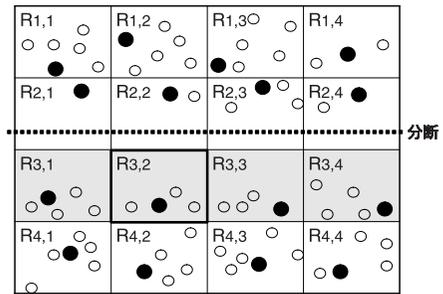


図 5 ネットワークの分断とクォーラムの構成  
Fig. 5 Network partition and construction of quorum.

担当するプロキシとピアを表す。

書き込み（読み出し）操作を行う場合、クォーラムを構成する全プロキシが相互接続（1 ホップ以上の無線リンクで相互に接続）していれば、ネットワークが分断された場合でも、その操作は成功する。たとえば、図 5 のようにネットワークが分断された場合、すべての読み出し操作クォーラムの構成が失敗してしまうため、読み出し操作は実行できないが、書き込み操作クォーラムは構成できるため、書き込み操作は実行可能である。また、その後、移動体の移動により分断していたネットワークが再接続すると、読み出し操作も実行可能になる。ここで、分断中に書き込み操作が行われた複製が、ネットワーク内に複数存在する可能性があるが、読み出し操作クォーラムには、最近書き込まれたデータを持つプロキシが必ず 1 つ以上存在するため、特別な処理を必要とせず、最新のデータにアクセスできる。

また、CQ 方式では、ネットワークの接続状況に応じて、クォーラムを動的に再構成することで、特定の横 1 行（縦 1 列）の領域を担当する全プロキシと接続していない場合でも、書き込み（読み出し）操作の失敗を防ぐ。

以下では、まず複製間の一貫性を管理する具体的な

手順について述べる．次に，書き込み，および読み出し操作用クオーラムを構成する方法について，それぞれ説明する．

4.1.1 書き込み（読み出し）操作

領域  $R_{I,J}$  に存在するピアが，あるデータに対して書き込み（読み出し）操作を行う動作について説明する．

ピアは，まず  $R_{I,J}$  を管理するプロキシ  $r_{I,J}$  に対して，書き込み（読み出し）操作依頼メッセージを送信する．依頼メッセージを受信した  $r_{I,J}$  は，依頼受領メッセージをピアに返信する．ピアは，一定時間内に  $r_{I,J}$  からの返信がない場合， $r_{I,J}$  と相互接続していないと判断し，別のプロキシに操作依頼メッセージを送信する．ピアは， $R_{I,J}$  に近い領域から順に，プロキシが見つかるまで，この操作を繰り返す．1つのプロキシも見つからなかった場合，書き込み（読み出し）操作は失敗となる．

書き込み（読み出し）操作依頼メッセージを受信したプロキシは，4.1.2項で述べるクオーラム構成法に基づいて，書き込み（読み出し）操作用クオーラムを構成し，書き込み（読み出し）操作要求メッセージをクオーラム内の全プロキシに送信する．操作要求メッセージを受信したプロキシは，要求元のプロキシに，要求受領メッセージを返信する．操作要求を行ったプロキシは，クオーラム内の全プロキシからの要求受領メッセージを受信すると，書き込み（読み出し）操作を実行し，書き込み（読み出し）の成功をピアに通知する．全プロキシから受領メッセージを受信できなかった場合，クオーラムを再構成し，同様の操作を行う．これらの操作がすべて失敗し，プロキシがそれ以上クオーラムを再構成できなかった場合，書き込み（読み出し）操作の失敗をピアに通知する．

4.1.2 クオーラムの構成法

提案方式では，領域の位置関係を考慮してクオーラムを構成する．以下では，領域  $R_{I,J}$  を担当するプロキシ  $r_{I,J}$  が，書き込み，および読み出し操作用クオーラムを構成する方法について，それぞれ説明する．

書き込み操作用クオーラムの構成法

$r_{I,J}$  は，次式を用いて，書き込み操作用クオーラム  $QW_{I,J}$  を構成する．

$$QW_{I,J} = \{r_{I,j} \mid 1 \leq j \leq m\}$$

このクオーラムは， $R_{I,J}$  を含む横 1 行の領域を担当する全プロキシからなる． $r_{I,J}$  がクオーラム内の全プロキシと相互接続している場合，書き込み操作をこのクオーラムに対して実行する．そうでない場合， $r_{I,J}$  は別の横 1 行の領域を担当するプロキシ（次式）で，

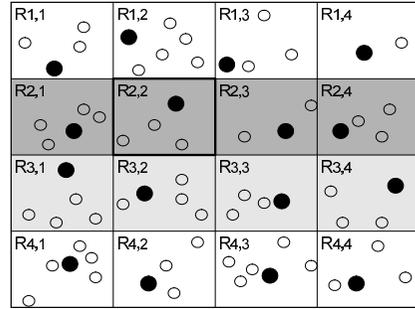


図 6 書き込み操作クオーラムの構成例  
Fig. 6 Construction of quorum for write operation.

$QW_{I',J}$  を再構成する．

$$QW_{I',J} = \{r_{I',j} \mid 1 \leq j \leq m\}$$

上式の  $I'$  は，それまでに書き込み操作クオーラムとして選択されておらず， $I$  に近いものから順に選択される．つまり，最初の再構成では， $I'$  は  $I+1$  または  $I-1$  となる． $r_{I',J}$  は，この操作をクオーラム内の全プロキシと相互接続できるまで繰り返す．すべての  $I$  ( $1 \leq I \leq m$ ) においてクオーラム内の全プロキシと接続できなかった場合，書き込み操作は失敗となる．図 6 に， $r_{2,2}$  が書き込み操作クオーラムを構成する動作を示す．まず  $r_{2,2}$  は，自身の担当領域を含む横 1 行の領域を担当するプロキシ  $\{r_{2,1}, r_{2,2}, r_{2,3}, r_{2,4}\}$  により，書き込み操作クオーラムを構成する． $r_{2,2}$  がこれらすべてのプロキシと相互接続していない場合， $\{r_{1,1}, r_{1,2}, r_{1,3}, r_{1,4}\}$  または  $\{r_{3,1}, r_{3,2}, r_{3,3}, r_{3,4}\}$ （図 6 では後者）を用いてクオーラムを再構成する．また， $\{r_{1,1}, r_{1,2}, r_{1,3}, r_{1,4}\}$ ， $\{r_{3,1}, r_{3,2}, r_{3,3}, r_{3,4}\}$ ，および  $\{r_{4,1}, r_{4,2}, r_{4,3}, r_{4,4}\}$  のすべての場合において， $r_{2,2}$  が全プロキシと相互接続していない場合は，書き込み操作は失敗となる．

読み出し操作クオーラムの構成法

$r_{I,J}$  は，次式を用いて，読み出し操作クオーラム  $QR_{I,J}$  を構成する．

$$QR_{I,J} = \{r_{i,J} \mid 1 \leq i \leq l\}$$

このクオーラムは， $R_{I,J}$  を含む縦 1 列の領域を担当する全プロキシからなる． $r_{i,J}$  がクオーラム内の全プロキシと相互接続している場合，読み出し操作をこのクオーラムに対して実行する．そうでない場合，相互接続していないプロキシ  $r_{i',J}$  をクオーラムから削除し， $r_{i',J}$  と同じ行で， $r_{i',J}$  に近い領域を担当するプロキシを，新たにクオーラムに追加する．つまり，最初の再構成では， $r_{i',J-1}$  または， $r_{i',J+1}$  がクオーラムに追加される． $r_{i',J}$  は，この操作をクオーラム内の全プロキシと相互接続できるまで繰り返す．1つ

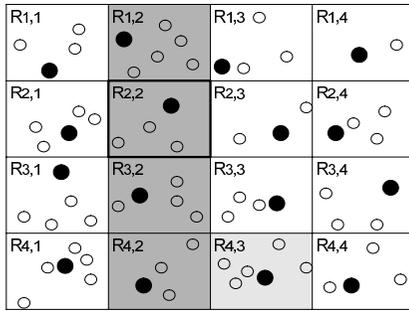


図 7 読み出し操作用クォラムの構成例

Fig. 7 Construction of quorum for read operation.

以上の行で、すべての  $J (1 \leq J \leq l)$  において接続できるプロキシが存在しなかった場合、読み出し操作は失敗となる。図 7 に、 $r_{2,2}$  が、読み出し操作クォラムを構成する動作を示す。まず  $r_{2,2}$  は、自身の担当領域を含む縦 1 列の領域を担当するプロキシ  $\{r_{1,2}, r_{2,2}, r_{3,2}, r_{4,2}\}$  を用いて読み出し操作クォラムを構成する。 $r_{2,2}$  が  $r_{4,2}$  と相互接続していない場合、 $r_{4,2}$  をクォラムから削除し、 $r_{4,1}$  または  $r_{4,3}$  (図 7 では  $r_{4,3}$ ) をクォラムに追加する。また、 $r_{4,1}$ 、 $r_{4,3}$ 、および  $r_{4,4}$  のいずれとも相互接続していない場合は、読み出し操作は失敗となる。

提案方式では、書き込み操作クォラムを、横 1 行の領域を担当する全プロキシで構成するため、読み出し操作クォラムは、各行から 1 つずつ移動体を選択して、それらの移動体で構成できる。そのため、読み出し操作クォラムは、書き込み操作クォラムよりも柔軟に構成できる。

#### 4.2 経路探索方式

各ピアがプロキシに書き込み (読み出し) 操作を依頼する場合や、プロキシが他のプロキシと通信する場合、何らかの方法で、移動体間の経路を求める必要がある。既存のルーティングプロトコルを用いて経路を構築する場合、ルーティングプロトコルによって経路情報を取得できるため、移動体間の通信はユニキャストで行われる。したがって、提案方式では、メッセージのユニキャストが可能な環境では、ユニキャストを用いて通信を行う。

一方、アプリケーション層で経路を構築する場合、問合せパケットのフラディングが最も単純な方法となる。この方法では、相互接続しているすべての移動体が問合せパケットを受信できるため、これらの移動体への経路を必ず発見できる。しかし、問合せパケットが広範囲に伝播するため、トラフィックが増加してしまう。そこで提案方式では、領域の位置関係を考慮し

て問合せパケットの伝播範囲を制限する。

以下では、まず伝播範囲を制限した経路探索の手順について説明する。次に、伝播範囲の設定方法について述べる。

##### 4.2.1 伝播範囲を制限した経路探索

移動体は、自身と宛先移動体の識別子に加え、これらの移動体が所属する領域の情報を含めた問合せパケットを、全隣接移動体に送信する。ここで、宛先移動体は必ずプロキシであるため、その所属領域は既知である。問合せパケットを初めて受信した移動体は、自身が宛先である場合、送信元に返信パケットを送信する。そうでない場合、4.2.2 項で述べる伝播範囲の設定方法に基づいて、問合せパケットの伝播範囲を求める。その後、GPS などを用いて自身の現在位置を割り出し、自身が伝播範囲内に存在するか否かを判断する。自身が伝播範囲内に存在する場合、問合せパケットに自身の識別子を追加して、全隣接移動体に送信する。自身の識別子が問合せパケットに含まれる場合 (一度受信したパケットを再び受信した場合) や、自身が伝播範囲外に存在する場合は、問合せパケットを破棄して、処理を終了する。

##### 4.2.2 伝播範囲の設定

提案方式において、各ピアは、書き込み (読み出し) 操作を依頼するプロキシを、自身の存在する領域から近い順に選択する。また、各プロキシは、書き込み (読み出し) 操作クォラムを横 1 行 (縦 1 列) の領域を担当するプロキシで構成する。したがって、全領域に問合せパケットを伝播させなくても、移動体間の経路が求まる可能性が高い。

一方、伝播範囲を極端に制限すると、トラフィックを削減できる反面、相互接続している移動体への経路を発見できる確率が減少する。そのため、提案方式では、以下に示す 2 つの設定方法を用いて、伝播範囲を制限する。

###### 方形制限

問合せパケットに含まれる 2 つの領域 (送信元と宛先が含まれる領域) を対角とする方形の領域

###### 斜形制限

問合せパケットに含まれる 2 つの領域と、それらの頂点を結ぶ線分で囲まれる領域

図 8 および図 9 に、プロキシ  $r_{2,2}$  がプロキシ  $r_{4,1}$  までの経路を求める場合の、方形制限と斜形制限による伝播範囲を示す。

本論文では、すべてのピアとプロキシが、各領域の識別子と移動可能領域内における地理的位置を把握している環境を想定している。そのため、問合せパケッ

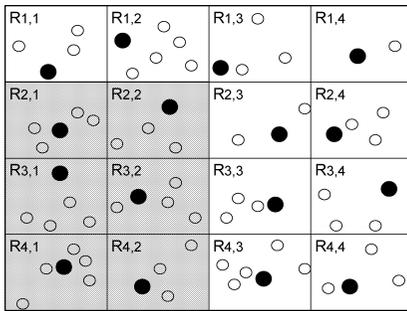


図 8 方形制限

Fig. 8 Rectangle restriction.

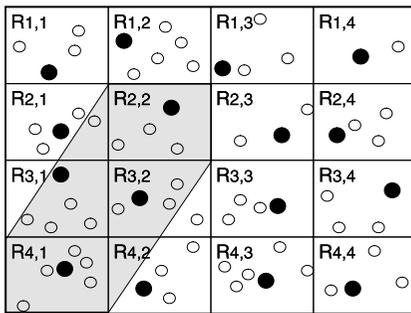


図 9 斜形制限

Fig. 9 Skew restriction.

トを受信した移動体は、受信パケットに含まれる送信元移動体と宛先移動体の所属領域の識別子、および、上記の位置情報から、パケットの伝搬範囲を簡単な計算によって求めることができる。

#### 4.3 考 察

CQ方式では、移動体の移動可能領域を複数の部分領域に分割し、各領域を担当するプロキシを用いてクオーラムを構成することで、複製間の厳密な一貫性を保持する。このとき、領域の位置関係に基づき、横1行や縦1列を担当する少数のプロキシを用いてクオーラムを構成することにより、GC方式と比較して、書き込み（読み出し）操作によるトラヒックを削減することができる。また、クオーラムを構成する移動体を探索する際に、領域の位置関係を考慮して探索範囲を制限することで、移動体への経路発見に要するトラヒックを削減することができる。さらに、特定の横1行（縦1列）のプロキシと相互接続していない場合でも、別の候補を選定する方法が定義されているため、ネットワークの分断に対するある程度の柔軟性を実現できている。

3章で述べたように、CQ方式では、領域の分割をアプリケーションなどによってあらかじめ固定的に定め、すべてのピアとプロキシが、各領域の識別子と、

移動可能領域内における地理的位置、およびその領域を担当するプロキシを把握している。このような環境において、複製間の一貫性を保持しつつ領域を再構成することを考えた場合、ネットワーク全体でいっせいに構成を変更し、全移動体に同時に通知する必要がある。これを実現するには、全移動体をいったん集め、集中的なアルゴリズムにより再構成を決定し、全移動体に通知する必要がある。これは、各移動体の自律的な動作のみでは実現不可能である。つまり、領域の分割は、アプリケーションなどの設計の問題であり、移動体の自律動作としては定義できないため、本論文では考慮しない。

## 5. 性能評価

本章では、提案手法の性能を評価するために行ったシミュレーション実験の結果を示す。

### 5.1 シミュレーションモデル

シミュレーション実験では、 $X [m] \times X [m]$  の2次元平面上を、それぞれが  $X/6 [m] \times X/6 [m]$  の  $6 \times 6$  領域に分割した。移動体数を200とし、そのうち36個の移動体をプロキシ、その他の移動体をピアとした。各移動体は、すべての方向に等確率に、0から10[m/秒]の範囲でランダムに決定した速度で移動するものとした。各移動体の無線通信範囲は半径70[m]の円とし、各移動体の読み出し操作と書き込み操作の頻度は、それぞれ0.08[1/秒]とした。

以上の環境において、各移動体の初期位置をランダムに決定し、10,000[秒]を経過させたときの、以下の評価値について調べた。

- 書き込み（読み出し）成功率  
シミュレーション時間内に発生した書き込み（読み出し）操作要求の総数に対する、書き込み（読み出し）成功回数の割合。
- トラヒック  
シミュレーション時間内に発生した、書き込み（読み出し）操作要求メッセージの転送ホップ数の総和。

なお、本実験では、移動可能領域の分割法として、 $6 \times 6$  領域の等分割の場合を想定している。しかし、別の準備実験により、 $X$  が固定の場合、領域の分割を変更しても、書き込み（読み出し）成功率にはほとんど影響しないことを確認している。これは、書き込み（読み出し）成功率は、ネットワーク内における移動体どうしの接続性に大きく依存し、領域の分割による影響をほとんど受けないためである。

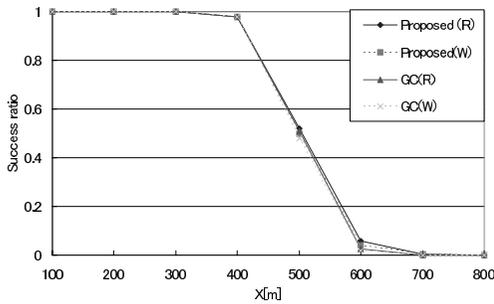


図 10  $X$  と書き込み (読み出し) 成功率  
Fig. 10  $X$  and success ratio.

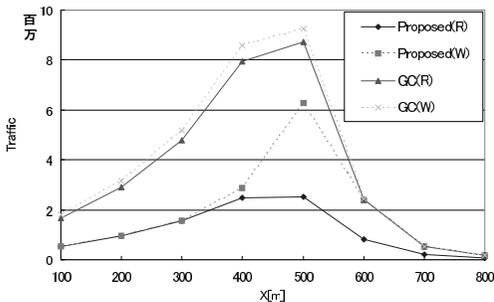


図 11  $X$  と書き込み (読み出し) 操作によるトラフィック  
Fig. 11  $X$  and traffic.

## 5.2 クォーラム構成法の影響

本節では、何らかのルーティングプロトコルが動作しており、ユニキャストで通信が可能な環境における提案手法の性能を、2章で述べた GC<sup>(6)</sup> と比較した。GC において、書き込み、および読み出し操作用のクォーラムを構成するプロキシ数は、それぞれ 19, 18 とした。なお、ルーティングプロトコルの差異による性能への影響を受けないようにするため、通信パケットは、宛先への最短経路に必ず沿って転送されるものとした。 $X$  を変化させたときのシミュレーション結果を図 10, 図 11 に示す。各グラフの横軸は  $X$  を表し、縦軸はそれぞれ、書き込み (読み出し) 成功率、トラフィックを表す。

図 10 の結果より、 $X$  の増加にともなって、すべての方式で書き込み (読み出し) 成功率が減少することが分かる。これは、 $X$  が大きくなると、移動体どうしが接続しにくく、クォーラムの構成に失敗しやすくなるためである。また、提案方式において、読み出し成功率が、若干ではあるが、書き込み成功率に比べてつねに高いことが分かる。これは、書き込み操作用クォーラムが、横 1 行の領域を担当するプロキシで構成される必要があるのに対して、読み出し操作用クォーラムは、各行からそれぞれ 1 つの領域を担当するプロキシで構成できるためである。さらに、提案方式の書

き込み成功率と読み出し成功率が、GC とほぼ等しくなることが分かる。

次に、図 11 の結果より、500 [m] 程度までは、 $X$  の増加にともなって、すべての方式におけるトラフィックが増加することが分かる。これは、 $X$  が大きくなると、クォーラムを構成するプロキシ間のホップ数が増加し、またクォーラムの再構成回数が増加するため、ネットワーク全体のトラフィックが増加するためである。しかし、 $X$  がさらに大きくなると、すべての方式におけるトラフィックが減少することが分かる。これは、移動体どうしが接続しにくくなり、パケットを転送する移動体数が小さくなるためである。これは図 10 の結果からも明らかである。また、提案方式における書き込み操作によるトラフィックが、読み出し操作によるトラフィックよりつねに大きくなることが分かる。これは、プロキシが書き込み操作用クォーラムを再構成する場合、クォーラムを構成するすべてのプロキシを変更するためである。さらに、提案方式におけるトラフィックが、GC より、大幅に小さくなることが分かる。これは、提案方式において、クォーラムを構成するプロキシ数が、GC より小さいためである。

## 5.3 経路探索方式の影響

4.2 節の経路探索方式を用いて経路探索を行う環境における、提案方式の評価結果を図 12, 図 13 に示す。ここで、GC と提案方式において、伝播範囲を制限しないフラッディングを行う場合、全プロキシの識別子を問合せパケットに含める。これにより、一度のフラッディングで相互接続している全プロキシまでの経路を発見でき、クォーラムを再構成するたびにフラッディングを行う必要はない。そのため、提案方式と GC におけるトラフィックは同じ結果を示す。同様の理由で、提案方式と GC における書き込み (読み出し) 成功率は同じ結果を示す。したがって、本節では提案方式の評価結果のみを示す。

図 12 の結果より、伝播範囲を制限すると、アクセス成功率が若干低くなることが分かる。また、斜形制限によって伝播範囲を設定した場合に、アクセス成功率の減少幅が大きくなることが分かる。これは、方形制限と比較して、斜形制限の方が、伝播範囲が小さく、移動体間の経路を発見できる機会が減少するためである。

次に図 13 の結果より、 $X$  が非常に小さい場合、すべての方式においてトラフィックが非常に大きくなる。これは、すべての移動体どうしがほぼ隣接しているため、パケットがほぼすべての移動体に伝播するためである。一方、 $X$  が大きくなると、トラフィックが減少

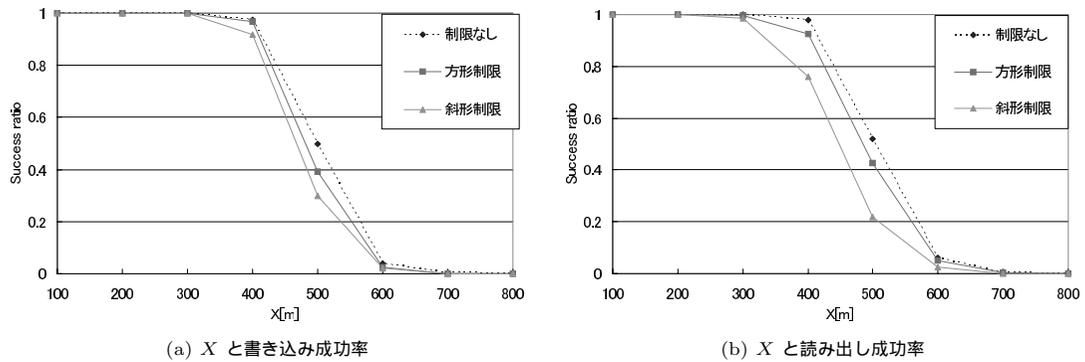


図 12 書き込み成功率と読み出し成功率

Fig. 12 Success ratio for write and read operation.

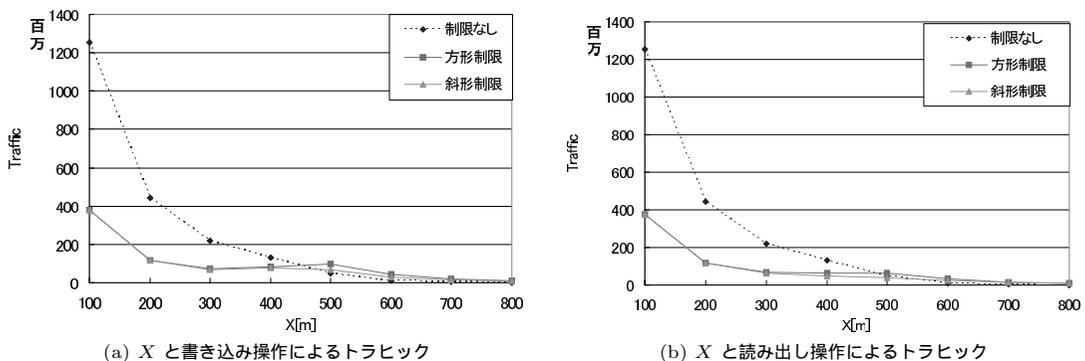


図 13 トラフィック

Fig. 13 Traffic.

することが分かる．これは、図 11 の結果と同様、移動体が他の移動体と接続しにくくなるためである．また、伝播範囲を制限すると、 $X$  が小さい範囲におけるトラフィックは大幅に小さくなるのが分かる．これは、伝播範囲を制限することで、パケットが広範囲に伝播されるのを抑制できるためである．一方、 $X$  が大きい範囲では、伝播範囲を制限することで、逆にトラフィックが大きくなるのが分かる．これは、移動体間の接続状態が悪い状況では、伝播範囲を制限すると移動体間の経路を発見できる機会が減少し、クオラムの再構成回数が増加するためである．

## 6. おわりに

本論文では、データ操作に要するトラフィックを削減する複製間の一貫性管理方式を提案した．提案方式では、移動体の移動可能領域を複数の部分領域に分割し、書き込み（読み出し）操作のクオラムを、自身の領域を含む横 1 行（縦 1 列）の領域を管理する移動体で構成する．これにより、少数の移動体で複製間の一貫性を厳密に保持できる．また、問合せパケットの伝

播範囲を制限することで、経路探索によるトラフィックを効果的に削減できる．

さらに、本論文では、提案方式の有効性を、シミュレーション実験によって評価した．その結果より、提案方式は、従来方式と比較して、高いデータ利用性を維持しながら、トラフィックを削減することを確認した．

5 章で述べたように、提案方式では、領域内の移動体密度が小さい場合、データ利用性が低下する．今後は、移動体密度が小さい環境において、一貫性の厳密性を緩めるなど、データ利用性の低下を抑制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 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」、科学技術振興調整費「先進融合領域イノベーション創出拠点の形成：ゆらぎプロジェクト」、若手研究 (A) (16680005)、および基盤研究 (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) Cao, G.: Supporting Cooperative Caching in Ad Hoc Networks, *Proc. IEEE Infocom 2004* (2004).
- 2) Haas, Z.J. and Liang, B.: Ad hoc mobility management with uniform quorum systems, *Proc. IEEE/ACM Trans. on Networking*, Vol.7, No.2, pp.228-240 (1999).
- 3) Haas, Z.J. and Liang, B.: Ad Hoc Mobility Management with Randomized Database Groups, *Proc. IEEE ICC'99*, Vol.3, pp.1756-1762 (1999).
- 4) 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).
- 5) 原 隆浩: アドホックネットワークにおける周期的なデータ更新を考慮した複製配置方式, 電子情報通信学会和文論文誌 B, Vol.J84-B, No.7, pp.1391-1395 (2001).
- 6) Hara, T. and Madria, S.K.: Consistency Management among Replicas in Peer-to-Peer Mobile Ad Hoc Networks, *Proc. SRDS'05*, pp.3-12 (2005).
- 7) 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).
- 8) Wang, K.H. and Li, B.: Efficient and Guaranteed Service Coverage in Partitionable Mobile Ad Hoc Networks, *Proc. IEEE Infocom 2002*, pp.1089-1098 (2002).
- 9) 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).
- 10) 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).
- 11) Bhattacharya, S.: Randomized Location Service in Mobile Ad Hoc Networks, *Proc. ACM Int'l Workshop on Modeling Analysis and Simulation of Wireless and Mobile System (MSWiM 2003)* (2003).

(平成 18 年 5 月 19 日受付)

(平成 18 年 11 月 2 日採録)



澤井 陽平

2005 年京都工芸繊維大学工芸学部電子情報工学科卒業。現在、大阪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の一貫性管理に興味を持つ。日本データベース学会の学生会員。



篠原 昌子 (学生会員)

2004 年大阪大学工学部電子情報エネルギー工学科卒業。2006 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消費電力を考慮した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。



神崎 映光 (正会員)

2002 年大阪大学工学部情報システム工学科卒業。2004 年同大学院情報科学研究科博士前期課程修了。2005 年同大学院情報科学研究科博士後期課程中退後、同大学院情報科学研究科マルチメディア工学専攻特任助手を経て、2006 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。移動体ネットワーク、通信プロトコルに興味を持つ。電子情報通信学会、日本データベース学会の各会員。



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（フェロー）

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，そ  
の後 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，ピクトリ  
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．

---