

CC-WSCP の性能評価

東京電機大学 理工学部 情報システム工学科
服部 幸英 桧垣 博章
E-mail: {hattori,hig}@higlab.k.dendai.ac.jp

近年、高性能で低価格のノート型 PC や PDA、自律移動ロボット等の移動コンピュータ間の通信手段として IEEE802.11 や HIPERLAN といった無線 LAN プロトコルの普及が進んでいる。ここでは、移動コンピュータ間の距離が無線信号の到達距離以下であるときにのみ、メッセージの交換が可能である。特に、間欠的通信においては、コンピュータの移動速度が大きい場合、移動コンピュータ間で交換できるデータ量が小さくなる。このため、マルチメディアデータなどを含むサイズの大きなメッセージを交換するネットワークアプリケーションを実現することができない。本論文では、相対速度が小さく、互いにマルチホップのメッセージ交換が可能である複数のコンピュータをひとつの群 (クラスター) として管理する新しいルーティングプロトコルを提案する。移動コンピュータ群の密度が低い場合、移動コンピュータ間の通信は、互いに無線信号の到達距離範囲内に位置する時間のみで可能となる間欠的通信となる。ここでは、高速移動コンピュータ群を支援するために、移動コンピュータ群内のマルチホップルーティングとそれぞれの移動コンピュータ群のゲートウェイ間のメッセージ転送および群の移動にともなうゲートウェイ切替機構との組み合わせによって、より大量の情報を交換することを可能としている。本論文では、ゲートウェイ変更プロトコルと群内ルーティングプロトコルについて述べる。

Performance Evaluation of CC-WSCP (Cluster-to-Cluster Wireless Sporadic Communication Protocol)

Yukihide Hattori Hiroaki Higaki
Department of Computers and Systems Engineering
Tokyo Denki University
E-mail: {hattori,hig}@higlab.k.dendai.ac.jp

Recently, mobile computers such as laptop, handheld and parmtop PCs have become to communicate with each other by using wireless LAN protocols, e.g., IEEE802.11 and HIPERLAN, for achieving various internet services. In case that a mobile computer changes the location with high speed, less messages are exchanged between the mobile computers. In this paper, the authors propose a novel routing protocol for supporting mobile clustered networks in which mobile computers with almost the same velocity and communication with each other by multi-hop message transmission form a cluster. Here, communication between clusters is available if at least one mobile computer in the cluster is within the wireless signal transmission range of a mobile computer in the other cluster. That is, a communication protocol is required to support sporadic communication. For supporting wider bandwidth even though the clusters move with high speed, we design protocols for switching gateways and for updating routing tables in the clusters according to the movement.

1 背景と目的

近年、ノート型 PC や PDA、自律移動ロボットなどの移動コンピュータを安価に提供することが可能になり、急速にその普及が進んでいる。これまで、移動コンピュータを有線ネットワークに接続して利用するためのプロトコル技術として、DHCP (Dynamic Host Configuration Protocol) [1] や MobileIP [5] などが研究開発されてきた。また、次世代 IP プロトコルである IPv6 [14] では、ネットワークインタフェースが接続されたネットワークのアドレスプレフィックスをルータから ICMP ルータ広告 [15] を用いて獲得し、これとインタフェースの MAC アドレスとを組み合わせることによってグローバル IP アドレスを決定する自動コンフィギュレーションが実現されている。一方、移動コンピュータが互いに情報交換するための手段として、赤外線通信などが利用されている。無線通信デバイスを装着した移動コンピュータによってネットワークを構築する技術として無線 LAN が普及しつつあり、IEEE802.11 [11] や HIPERLAN [12] といった無線 LAN プロトコルの標準が定められている。無線 LAN は、そのアーキテクチャからインフラストラクチャネットワークとアドホックネットワークに分類される。インフラストラクチャネットワークでは、各移動コンピュータと有線ネットワークとのゲートウェイとして基地局が用いられる。移動コンピュータは、基地局との間の距離が互いの無線信号到達距離以下となるとき

にのみ、通信することができる。これによって、移動コンピュータで動作するクライアントと有線ネットワークに接続されたコンピュータで動作するサーバとの間の通信が可能となり、電子メール、ファイル転送、WWW といったインターネットアプリケーションを、移動コンピュータの位置と無関係に利用することができる。

ところが、災害救済支援のためのコンピュータネットワーク、イベント会場や会議におけるコミュニケーションを支援するためのコンピュータネットワーク、自律移動ロボットの集合からなるシステム、複数マイクロマシンの協調による医療システム、センサネットワークなどのように一時的に構成されるために、基地局の設置と有線ネットワークの構築に要する時間的、金銭的成本が大きく、柔軟性にも欠ける場合や、基地局の設置そのものが困難あるいは不可能な場合がある。そこで、基地局を必要とせず、移動コンピュータのみによって構成されるアドホックネットワークが注目されている。ここでは、有線ネットワークのように、ネットワークを相互に接続し、メッセージの経路制御を行うルータ装置は存在しない。しかし、ネットワークを構成するすべての移動コンピュータが互いの無線信号到達範囲内に存在するとは限らない。すなわち、任意の 2 台の移動コンピュータが常にメッセージを直接送受信できるとは限らない。したがって、アドホックネットワークでは、ネットワークを構成するすべての移動コンピュータがメッセージの経路制御を行なう機能を持ち、移動コンピュータによるマ

ルチホップのネットワークを構築する必要がある。さらに、アドホックネットワークが、有線ネットワークやインフラストラクチャネットワークと大きく異なる点として、ネットワークを構成するすべてのコンピュータが移動する、すなわち、あるメッセージの送信元コンピュータ、送信先コンピュータが移動するばかりでなく、メッセージの配送経路上にあるコンピュータも移動することが挙げられる。アドホックネットワークのためのルーティングプロトコルには、様々なものが提案されている [4, 6, 7, 13] が、そのほとんどが以下を仮定している。

- 移動コンピュータの移動速度が小さい。すなわち移動コンピュータ m_i から m_j へメッセージ群を配送する間にネットワークトポロジが変化し、現在利用している経路の変更が必要となることがない。あるいはそのようなことが頻発には発生しない。
- 移動コンピュータは一様に分布している。時刻 t における移動コンピュータ m_i の信号到達範囲内に存在する他の移動コンピュータの数を $d_i(t)$ とすると $\forall t, \forall j \neq i, |d_i(t) - d_j(t)| < \exists \delta$
 $\forall t \neq t', |d_i(t) - d_i(t')| < \exists \delta$.

ところが、ITSのような車載コンピュータからなるネットワーク、自律移動ロボット群からなる協調型システムなどでは、移動コンピュータの移動速度が大きく、ネットワークトポロジが変化するため、ルーティングテーブルを頻繁に変更しなければならない。また、これらのネットワークでは、移動コンピュータの密度は一様でなく、 $d_i(t) = 0$ となり、他の移動コンピュータと一時的に通信できなくなることもある。すなわち、 $d_i(t) > 0$ である時間のみ他の移動コンピュータと通信が可能である間欠的通信となるが、高速で移動している場合には、十分な量のデータを交換することができない。本論文では移動コンピュータが群を構成している場合を対象として、異なる群に含まれる移動コンピュータ間で、より大量の情報の交換を可能とするためのプロトコルを提案する。

2 群移動型システム

本論文では、移動コンピュータシステムを、移動コンピュータの分布特性と移動性、すなわち、移動コンピュータネットワークのトポロジ変化の特性により、以下の2つに分類する。

- 自律移動型システム
移動コンピュータは一様に分布し、各移動コンピュータが自律的に移動する。
- 群移動型システム
速度のほぼ等しい複数の移動コンピュータからなる群を単位として移動する。群を構成する移動コンピュータは、マルチホップで互いにメッセージを交換することが可能である。したがって、一般に移動コンピュータは偏在する。

自律移動型システムとしては、イベント会場におけるノート型PCやPDAからなるネットワーク、災害救済支援のためのコンピュータネットワーク、センサネットワークなどが挙げられる。アドホックネットワークのためのルーティングプロトコルには、様々なものが提案されている [4, 6, 7, 13] が、そのほとんどが自律移動型システムを適用対象としている。これらは、トポロジ管理型のプロトコルとオンデマンド型のプロトコルに分類される。前者は、有線ネットワークにおけるRIP(Routing Information Protocol)やOSPF(Open Shortest Path First)のように、最新のネットワークトポロジが反映されるように各移動コンピュータの持つルーティングテーブルを維持するプロトコルであり、DSDV [6] などがある。一方、オンデマンド型プロトコルは、送信元移動コンピュータ S から送信先移動コンピュータ D までの経

路を、 S から D までのメッセージ配送要求が発生してから探索する方法である。ネットワークトポロジが頻繁に変化するネットワークでは、ルーティングテーブルの維持に要するオーバーヘッドが大きいと、本手法が有効である。オンデマンドプロトコルとしては、DSR [4] やAODV [7]、LBSR [13]などが提案されている。しかし、いずれの方法においても、移動コンピュータの速度は小さいことが仮定されており、高速に移動するコンピュータの通信を支援することは考慮されていない。

群移動型システムとしては、自律移動ロボット群からなる協調型システム、車載コンピュータからなるネットワークなどが考えられる。ここでは、各移動コンピュータの速度の大きさに関わらず、同一の群に含まれる移動コンピュータ間の相対速度は小さい。ただし、移動コンピュータ間の相対位置は時間とともに変化することから、トポロジの変化に対応したルーティングプロトコルが必要である。したがって、ひとつの群のなかにおけるメッセージのルーティングには、これまでに提案されている様々なアドホックルーティングプロトコルを用い、移動コンピュータ間の通信を実現することが可能である。

一方、異なる群に含まれる移動コンピュータ間では、それらの相対速度が大きいため、すべてのコンピュータが低速で移動することを仮定している従来のアドホックルーティングプロトコルでは、メッセージの配送経路の変更がネットワークのトポロジ変化に追いつくことができない。すなわち、送信元移動コンピュータが送信先移動コンピュータまでのメッセージ配送経路を探索し、それを検出した時点では、ネットワークのトポロジがすでに変化しており、検出した経路を利用することができなくなる。以上のことから、群移動型システムでは、同一の群に含まれる移動コンピュータ間のメッセージのルーティングと、異なる群に含まれる移動コンピュータ間のメッセージのルーティングとは別々の方法を用いる必要がある。

また、自律移動型システムのために設計された従来のアドホックルーティングプロトコルでは、移動コンピュータが一様に分布することを仮定している。つまり、コンピュータの移動とともに配送経路の変更が発生するものの、常時、任意の2台の移動コンピュータ間の通信が可能であると考えられる。しかし、群移動型システムでは、移動コンピュータ群の分布密度は一般に低い。そのため、異なる群に含まれる移動コンピュータ間の通信は、それらの間の距離が互いの無線信号の到達距離以下であるときにのみ、間欠的に可能となる。

3 提案手法

本章では、間欠的に通信可能な移動コンピュータ群間の通信を実現するためのゲートウェイ変更プロトコルについて述べる。ここで、移動コンピュータ群は、以下のように定義される。

[移動コンピュータ群]

ほぼ同一の速度で移動し、アドホックルーティングプロトコルを用いてマルチホップの通信が互いに可能であるような複数のコンピュータの集合。すなわち、移動コンピュータ m_i の位置を x_i 、移動速度を v_i とするとき、 $\forall m_i, \forall m_j \in G$ について、移動コンピュータの列 $\exists (m_0 = m_i, m_1, \dots, m_{n-1}, m_n = m_j)$ があり、 $|x_i x_{i+1}| \leq l (i = 0, 1, \dots, n-1)$ かつ $|v_i| < \exists \delta$ が成り立つ。ただし、 l は無線信号到達距離であり、 $|x_p x_q|$ は x_p と x_q の間の距離であるとする。

異なる群に含まれる2台の移動コンピュータ m_i と m_j が通信可能となるのは、これらの間の距離 d_{ij} が互いの無線信号の到達距離 l に対して、 $d_{ij} \leq l$ を満たす場合のみである。これに対して、図1のように m_i, m_j がそれぞれ移動コンピュータ群 C_i, C_j に含まれるとき、

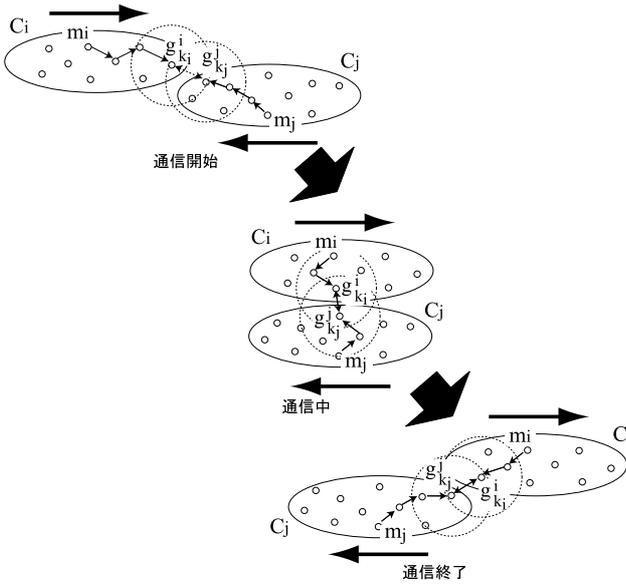


図 1: 移動コンピュータ群間通信

C_i, C_j 内でメッセージを適切にルーティングすることによって、 C_i に含まれるある移動コンピュータ $g_{k_i}^i$ と C_j に含まれるある移動コンピュータ $g_{k_j}^j$ と間の距離 $d_{k_i k_j}^{ij}$ が $d_{k_i k_j}^{ij} \leq l$ を満たすときに m_i と m_j との間の通信が可能となる。このとき、 m_i から m_j に向けて送信されたメッセージは C_i 内を $g_{k_i}^i$ までルーティングされ、 $g_{k_i}^i$ から $g_{k_j}^j$ へと転送され、 $g_{k_j}^j$ から C_j 内をルーティングされて m_j まで配送される。このように、 m_i と m_j が直接通信できない場合でも、 $\exists g_{k_i}^i \in C_i, \exists g_{k_j}^j \in C_j$ について、その間の距離が l 以下となるならば、メッセージの配送を行なうことが可能となる。この手法は、移動コンピュータ群が高速に移動する場合に特に有効である。

本論文では、他の移動コンピュータ群との間の通信メッセージの中継を行なうコンピュータをゲートウェイとよぶ。ゲートウェイは以下のように定義される。

[ゲートウェイ]

移動コンピュータ群に含まれる移動コンピュータのうち、他の移動コンピュータ群に含まれる移動コンピュータとの間でメッセージの直接交換を行なうコンピュータをゲートウェイという。ひとつの移動コンピュータ群には、同時に最大ひとつのゲートウェイが存在する。□

送信元を含む移動コンピュータ群に含まれないコンピュータを送信先とするパケットは、その群のゲートウェイへと転送される。ゲートウェイは、他の群と通信可能であるならば、これらのメッセージをその群のゲートウェイに転送する。本論文では、このような群を単位としてメッセージを転送する手法を用いることによって、高速に移動するコンピュータ群間の通信に対して、より大量のパケットを交換することが可能となる通信方法を提案し、それに必要なルーティングプロトコルを設計する。本手法を実現するためには、移動コンピュータ群 C_i, C_j の相対位置に応じて、ゲートウェイ $g_{k_i}^i, g_{k_j}^j$ を動的に変更する必要がある。このとき、 C_i に含まれる移動コンピュータから C_j に含まれる移動コンピュータを送信先として送信されたメッセージは、 C_i 内では、ゲートウェイにルーティングされなければならない。

論文 [16] では、移動コンピュータ群と基地局との間で上記を実現する手法が提案され、プロトコルが設計されている。ここでは、基地局が "I am a Gateway" というメッセージを常時送出することによって、移動コンピュータ群が通信可能な基地局を検出している。

これは、基地局に十分な電力が与えられていることから可能である。また、移動コンピュータ群のゲートウェイは最大1つであり、複数の移動コンピュータがゲートウェイとなることはない。群から基地局への通信では、ゲートウェイを1つにすることによって群内ルーティング簡潔になるとともに、複数のゲートウェイが基地局へのメッセージ送信を試みることによる衝突や競合の発生を回避することができる。また、基地局から移動コンピュータ群への通信では、ゲートウェイを複数にすると、同一のメッセージが複数のゲートウェイによって受信され、群内ルーティングにより送信先の移動コンピュータまで配送されることがあり、トラフィックの増加となる。以上により、単一のゲートウェイが基地局通信を行い、群の移動とともにゲートウェイを切り替える方法を用いている。一方、移動コンピュータ群間の通信では電力不十分な移動コンピュータがゲートウェイとなることから、相手の移動コンピュータがこの群を検出するためのメッセージの送信頻度を低くしなければならない。また、群の移動にともなって、ゲートウェイを切替えるべきでないが、どちらの群のゲートウェイを切替えるべきであるかの決定プロトコルが必要となる。そこで、本論文の提案手法では送信ゲートウェイと受信ゲートウェイの2つのゲートウェイを用いる。そして、群の移動とともにまず受信ゲートウェイを切替え、これ以上受信ゲートウェイが切替えられなくなってから、送信ゲートウェイを切替えるとする。なお、以下の3点を仮定する。

- すべての移動コンピュータからの無線信号到達距離は等しい。
- 移動コンピュータ群に含まれるコンピュータの移動速度は急速に変化しない。本論文では、移動コンピュータ群に含まれるコンピュータの集合が変化しないことを仮定する。
- 移動コンピュータ群内のルーティングには、DSDV [6] のようなテーブルベースのプロトコルを用いる。

4 提案プロトコル

提案プロトコルでは、11種類の制御メッセージを用いる。いずれのメッセージにおいても () 内に記されたアドレスがこのメッセージによって配送される。また、各移動コンピュータは、送信ゲートウェイ、受信ゲートウェイとなることができるか否かを示す sgw_cand, rgw_cand の2つの変数を持つ。いずれも初期値は $true$ である。

4.1 通信の開始

- (1) 移動コンピュータ群 A に含まれる移動コンピュータ a_0^s を初期送信ゲートウェイとする。群 A に含まれない移動コンピュータを送信先とするメッセージは、 a_0^s へルーティングされる。 a_0^s は、一定間隔 τ_s で $rgw_req(a_0^s)$ を無線信号到達範囲内にブロードキャストする。
- (2) $rgw_req(a_0^s)$ を受信した移動コンピュータ群 B に含まれる移動コンピュータ b_k は、 A に対する B の受信ゲートウェイの候補であることを通知するメッセージ $rgw_prop(b_k)$ を a_0^s へ送信し、 $rgw_cand = false$ とする。
- (3) B に含まれる2台以上の移動コンピュータ b_k が $rgw_req(a_0^s)$ を受信し、 a_0^s に $rgw_prop(b_k)$ を送信することがある。 a_0^s は、一定時間 δ だけ待ち、この間に $rgw_prop(b_k)$ を送信した b_k のうちの1つを選択し (このアドレスを b_0^r とする)、 $rgw_sel(b_0^r)$

を無線信号到達範囲内にブロードキャストする。 a_0^s は、 A に含まれない移動コンピュータを送信先とするメッセージを b_0^r へルーティングするよう、ルーティングテーブルを変更する。

- (4-1) 受信した $rgw_sel(b_0^r)$ に自身のアドレスが含まれている ($b_0^r = b_k$) ならば、 b_k は B の初期受信ゲートウェイ b_0^r となる。自身が初期受信ゲートウェイとなることを知らせるメッセージ $rgw_req(b_0^r)$ を B の初期送信ゲートウェイ a_0^s に送信する。
- (4-2) 受信した $rgw_sel(b_0^r)$ に自身のアドレスが含まれていない ($b_0^r \neq b_k$) ならば、 b_k は初期受信ゲートウェイとはならない。

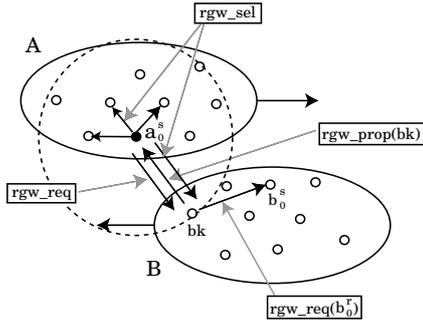


図 2: 通信の開始

4.2 受信ゲートウェイの変更

移動コンピュータ群 A と B の移動にともなって、 A からのメッセージを受信するゲートウェイを b_i^r から b_{i+1}^r へ変更する。

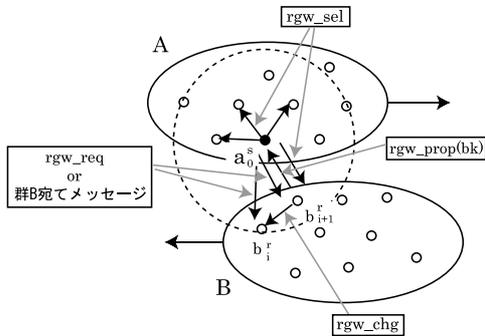


図 3: 受信ゲートウェイの変更

- (1) 移動コンピュータ群 A の送信ゲートウェイ a_0^s から移動コンピュータ群 B の受信ゲートウェイ b_i^r へ送信されたメッセージ、もしくは、 a_0^s から送信された $rgw_req(a_0^s)$ を、 B に含まれる移動コンピュータ b_k が受信することによって、 b_k が a_0^s の信号到達範囲内に存在することを検出する。
- (2-1) b_k は、 $rgw_cand = true$ であるならば、自身が A に対する B の受信ゲートウェイの候補であることを通知するメッセージ $rgw_prop(b_k)$ を a_0^s へ送信し、 $rgw_cand = false$ とする。
- (2-2) $rgw_cand = false$ であるならば、 b_k は以降の処理を行なわない。
- (3) B に含まれる 2 台以上の移動コンピュータ b_k が a_0^s に $rgw_prop(b_k)$ を送信することがある。 a_0^s は、一

定時間 δ だけ待ち、この間に $rgw_prop(b_k)$ を送信した b_k のうちの 1 つを選択し (このアドレスを b_{i+1}^r とする)、 $rgw_sel(b_{i+1}^r)$ を無線信号到達範囲内にブロードキャストする。 a_0^s は、 A に含まれない移動コンピュータを送信先とするメッセージを b_{i+1}^r へルーティングするよう、ルーティングテーブルを変更する。

- (4-1) 受信した $rgw_sel(b_{i+1}^r)$ に自身のアドレスが含まれている ($b_{i+1}^r = b_k$) ならば、 b_k は B の受信ゲートウェイ b_{i+1}^r となる。自身が受信ゲートウェイとなることを通知するメッセージ $rgw_chg(b_{i+1}^r)$ をこれまでの受信ゲートウェイ b_i^r へ送信する。 b_i^r のアドレスは、(1) のメッセージ受信によって得ることができる。
- (4-2) 受信した $rgw_sel(b_{i+1}^r)$ に自身のアドレスが含まれていない ($b_{i+1}^r \neq b_k$) ならば、 b_k は受信ゲートウェイとはならない。

4.3 送信ゲートウェイの変更

移動コンピュータ群 B の受信ゲートウェイ b_n^r が B の移動方向に対して最後尾であり、これ以上受信ゲートウェイを他の移動コンピュータに変更することができない場合には、移動コンピュータ群 A の送信ゲートウェイを変更することによって、 A と B の間の通信を継続する。なお、各移動コンピュータは、群内における位置を知ることができない。 b_n^r は最後尾であることを知る手段として、 a_0^s からの信号の電波強度を用いる。

- (1) 移動コンピュータ群 B の受信ゲートウェイ b_n^r が、 $rgw_chg(b_{n+1}^r)$ を受信しないまま移動コンピュータ群 A の送信ゲートウェイ a_i^s からの信号電波強度がある閾値以下となったことを検出したならば、 A の送信ゲートウェイの変更を要求するメッセージ $sgw_req(b_n^r)$ を無線信号到達範囲内にブロードキャストする。なお、 a_i^s は、 A に含まれない移動コンピュータを送信先とするメッセージをルーティングすることが一定時間 $\tau_c (\ll \tau_s)$ 以上なかった場合には、 $rgw_req(a_i^s)$ を無線信号到達範囲内にブロードキャストする。
- (2-1) $sgw_req(b_n^r)$ を受信した A に含まれる移動コンピュータ a_k は、 $sgw_cand = true$ であるならば、 B に対する A の送信ゲートウェイの候補であることを通知するメッセージ $sgw_prop(a_k)$ を b_n^r に送信する。
- (2-2) $sgw_cand = false$ であるならば、 a_k は以降の処理を行なわない。
- (3) A に含まれる 2 台以上の移動コンピュータ a_k が b_n^r に $sgw_prop(a_k)$ を送信することがある。 b_n^r は、一定時間 δ だけ待ち、この間に $sgw_prop(a_k)$ を送信した a_k のうちの 1 つを選択し (このアドレスを a_{i+1}^s とする)、 $sgw_sel(a_{i+1}^s)$ を無線信号到達範囲内にブロードキャストする。
- (4-1) 受信した $sgw_sel(a_{i+1}^s)$ に自身のアドレスが含まれている ($a_{i+1}^s = a_k$) ならば、 a_k は A の送信ゲートウェイ a_{i+1}^s となる。自身が送信ゲートウェイとなることを知らせるメッセージ $sgw_chg(a_{i+1}^s)$ を無線信号到達範囲内にブロードキャストする。
- (4-2) 受信した $sgw_sel(a_{i+1}^s)$ に自身のアドレスが含まれていない ($a_{i+1}^s \neq a_k$) ならば、 a_k は送信ゲートウェイとはならない。

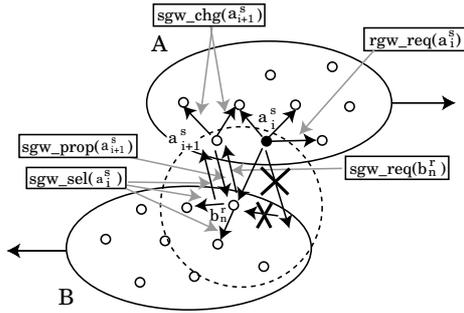


図 4: 送信ゲートウェイの変更

4.4 群内ルーティング

- (1) $sgw_chg(a_{i+1}^s)$ をはじめて受信した移動コンピュータは、ルーティングテーブルを変更し、A に含まれないコンピュータを送信先とするメッセージの転送先を $sgw_chg(a_{i+1}^s)$ の送信元移動コンピュータとする。このとき、ルーティングテーブルが変更されたならば、さらにこの $sgw_chg(a_{i+1}^s)$ を自身の無線信号到達範囲内にある移動コンピュータにブロードキャストする。一方、ルーティングテーブルの変更が不要であった場合には、 $sgw_chg(a_{i+1}^s)$ のブロードキャストは行なわれない。これによって、A のゲートウェイは a_i^s から a_{i+1}^s に変更され、A に含まれないコンピュータを送信先とするメッセージは、すべて a_{i+1}^s にルーティングされる。また、ゲートウェイを a_i^s から a_{i+1}^s に変更するために必要十分なルーティングテーブルのみを変更し、 $sgw_chg(a_{i+1}^s)$ の A 全体へのフラッディングを防止している。
- (2) $sgw_chg(a_{i+1}^s)$ を受信した a_i^s は、以降 A に含まれない移動コンピュータを送信先とするメッセージを a_{i+1}^s に転送する。 a_{i+1}^s は、B に転送するメッセージが自身の送信バッファから無くなるか、B との通信が不可能になるまで送信バッファに含まれるメッセージを B に転送する。

4.5 通信の終了

移動コンピュータ群 B の受信ゲートウェイ b_n^s が送信した $sgw_req(b_n^s)$ に対して、移動コンピュータ群 A に含まれる移動コンピュータから $sgw_prop(a_k)$ が送信されない場合、A と B との間の通信が終了したとする。このとき、A との通信の初期送信ゲートウェイと初期受信ゲートウェイのうち、B の移動方向に対して前方に位置すると推測される方の移動コンピュータを別の群との通信が開始されるときに B の初期送信ゲートウェイとする。

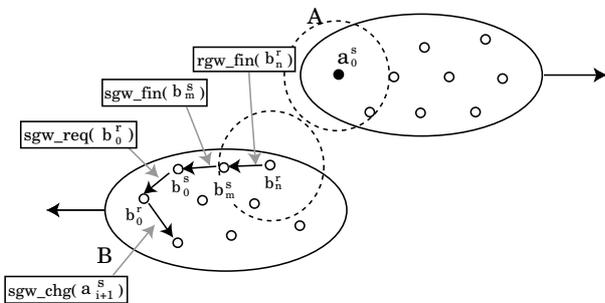


図 5: 通信の終了

- (1) 移動コンピュータ群 B の受信ゲートウェイ b_n^s は、B の送信ゲートウェイ b_m^s に対して $rgw_fin(b_n^s)$ を送信する。
- (2) $rgw_fin(b_n^s)$ を受信した b_m^s は、 $sgw_fin(b_m^s)$ を初期送信ゲートウェイ b_0^s に送信する。なお、 b_0^s のアドレス情報は $sgw_sel(a_{i+1}^s)$ によってピギーバックされていることから b_m^s が得ることが可能である。
- (3-1) $sgw_fin(b_m^s)$ を受信した b_0^s は、 $rgw_cand = false$ であるならば、初期受信ゲートウェイ b_0^s が B の移動方向に対して初期送信ゲートウェイ b_0^s よりも前方にあると推測される。そこで $sgw_req(b_0^s)$ を b_0^s へ送信する。これを受信した b_0^s は、自身が送信ゲートウェイとなることを知らせるメッセージ $sgw_chg(a_{i+1}^s)$ を無線信号到達範囲内にブロードキャストする。
- (3-2) $rgw_cand = true$ であるならば、 b_0^s は b_0^s よりも前方にあると推測される。 b_0^s は、自身が送信ゲートウェイとなることを知らせるメッセージ $sgw_chg(a_{i+1}^s)$ を無線信号到達範囲内にブロードキャストする。

5 評価

本章では、2つの移動コンピュータ群が近接する間にルーティングのために交換される制御メッセージの数および群間で交換されるデータメッセージの数を DSDV と比較することによって CC-WSCP の性能を評価する。群としての管理を行わない DSDV では、すべての移動コンピュータを所属する群に依存せずに扱うことから、ある群が他の群と近接する(互いにマルチホップ通信可能になる)と、異なる群に属するすべての移動コンピュータに対するエントリをルーティングテーブルに追加しなければならない。また、トポロジの変化、すなわち移動コンピュータ間の無線リンクが移動によって新たに構築されたり、既存のものが切断されたりするたびに、その変化を検出した移動コンピュータが変化を通知するための制御メッセージを隣接移動コンピュータに送信しなければならない。さらにこの制御メッセージは必要に応じて転送される。一般に、移動コンピュータ群 C_i と C_j が近接することによって、それぞれに含まれる複数の移動コンピュータ対が互いに通信可能となる。ところが、これらの相対速度が大きいという仮定のもとでは、異なる群に属する移動コンピュータ間の通信リンクの接続、切断の頻度は高くなり、短時間に多数の制御メッセージを交換することが必要となる。これにより、群間を接続する通信リンクの帯域が制御メッセージの交換によってより大きく消費される。また、群間の接続の変化は群内の他の移動コンピュータの管理するルーティングテーブルの異なる群に属する移動コンピュータへのエントリの更新を引き起こす。その結果、多数の制御メッセージの交換を必要とすることに加え、異なる群に属する移動コンピュータへの通信経路が頻繁に更新され、不安定になる。

これに対して、CC-WSCP では、異なる群に含まれる移動コンピュータへのメッセージ配送がすべて同一群に含まれる送信ゲートウェイを介して行われることから、異なる群に含まれる移動コンピュータに対するルーティングテーブル内のエントリは1つだけしか必要とされない。また、受信ゲートウェイの切替は、送信ゲートウェイの無線信号到達範囲に新たな移動コンピュータが含まれるようになったとき、送信ゲートウェイの切替は、受信ゲートウェイが送信ゲートウェイの無線信号到達範囲に含まれなくなったとき、としていることから、CC-WSCP では、経路を切替える機会が DSDV よりも少なくなる。これは、CC-WSCP が移動コンピュータを群として扱うことの効果である。

本評価実験のシミュレータには GloMoSim を用いた。移動コンピュータの無線信号到達距離を 350m とし、無

線 LAN プロトコルには IEEE802.11 を用いた。各群の移動コンピュータ分布密度は 3 台/100m² とし群長を 200m から 3000m まで 200 m 間隔で変化させた場合の制御メッセージ数を図 6 に示す。CC-WSCP(実線)は、いずれの群長においても DSDV(破線)と比べて少ない制御メッセージしか必要としない。この差は群長が長い場合により大きくなる。群長 2000m では 72.5%、群長 3000m では 95.9%、平均で 91.8% の制御メッセージが削減されている。また、図 7 に群間で交換されるデータ

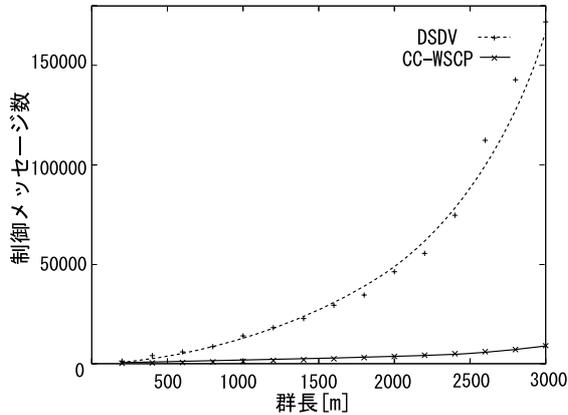


図 6: 制御メッセージ数

メッセージ数を示す。制御メッセージ数が削減された結果、2つの群から構成されるマルチホップネットワークの帯域に余裕が生じた分だけ多数のデータメッセージの交換が可能となっている。平均では DSDV の 9.03 倍のデータメッセージが交換されており、CC-WSCP は群移動型アドホックネットワークに対してより有効なプロトコルであるといえる。

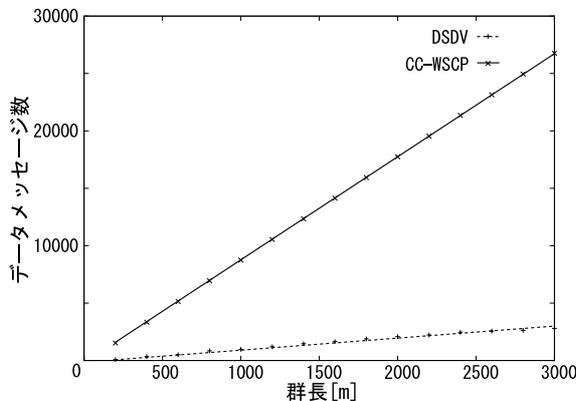


図 7: 群間で交換されるデータメッセージ数

6 まとめと今後の課題

本論文では、2つの高速移動コンピュータ群間の間欠的通信において、より大量のデータを交換するための手法を提案した。ここでは、群内ルーティング、ゲートウェイ間転送、ゲートウェイ切替を実現するプロトコルを設計した。特に、群対群の通信をサポートするために、相手の群を検出するためのメッセージは送信頻度を下げる、各群に送信ゲートウェイと受信ゲートウェイを配置する、といった工夫をしている。今後は ITS への応用を対象としたシミュレーションにより、提案手法の有効性について明らかにしていく。

参考文献

- [1] Droms, R., "Dynamic Host Configuration Protocol," RFC 1531 (1993).
- [2] Jiang, M., Li, J. and Tay, Y.C., "Cluster Based Routing Protocol (CBRP)," IETF Internet-Draft (1999).
- [3] Basu, P., Khan, N., Little, D. C. T., "A Mobility Based Metric for Clustering in Mobile Ad Hoc Networks," IEEE International Conference on Distributed Computing Systems Workshops, pp. 413-418 (2001)
- [4] Johnson, D.B. and Maltz, D.A., "Dynamic Source Routing in Ad-hoc Wireless Networks," ACM Computer Communication Review, Vol. 26, pp. 153-181 (1996).
- [5] Perkins, C., "IP Mobility Support," RFC 2002 (1996).
- [6] Perkins, C.E. and Bhagwat, P., "Highly Dynamic Destination-Sequenced Distance Vector Routing (DSDV) for Mobile Computers," Proc. of ACM SIGCOMM'94, pp. 234-244 (1994).
- [7] Perkins, C.E. and Royer, E.M., "Ad-hoc On-Demand Distance Vector Routing," Proc. of the IEEE 2nd Workshop on Mobile Computing Systems and Applications, pp. 90-100 (1999).
- [8] Dae, B., Sivakumar, R., Bharghavan, V., "Routing in Ad Hoc Networks Using a Spine," Proceedings of IEEE International Conference on Computer Communications and Networks, (1997).
- [9] Sivakumar, R., Das, B. and Bharghavan, V., "The Clade Vertebrata: Spines and Routing in Ad Hoc Networks," Proc. of the IEEE Symposium on Computers and Communications (1998).
- [10] Sivakumar, R., Das, B. and Bharghavan, V., "Spine-based Routing in Ad Hoc Networks," ACM/Baltzer Cluster Computing Journal, Special Issue on Mobile Computing (1998).
- [11] "Wireless LAN Medium Access control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications," Standard IEEE 802.11 (1997).
- [12] "Radio Equipment and Systems (RES); HIPERLAN," ETSI Functional Specifications (1995).
- [13] Sagawa, Y., Asano, T., Higaki, H., "Loop-Based Source Routing Protocol for Mobile Ad-hoc Networks," Proceedings of the IASTED International Conference on Communications and Computer Networks, pp.19-23, (2002).
- [14] R. Hinden, S. Deering, "IP Version 6 Addressing Architecture," RFC 2373 (1998).
- [15] Specification A. Conta, S. Deering, "Internet Control Message Protocol (ICMPv6) for the Internet Protocol Version 6 (IPv6)," RFC 2463 (1998).
- [16] Kato, C., Harada, S., Higaki, H., "Wireless Sporadic Communication Protocol for Supporting Cluster-to-Base Station Communication," Proceedings of the IASTED International Conference on Communications and Computer Networks, pp.311-316, (2002).
- [17] Wakikawa, R., Koshiba, S., Uehara, K., Murai, J., "Optimized Route Cache Management Protocol for Network Mobility," 10th International Conference on Telecommunications, pp1194-1200, (2002).
- [18] Vijay, D., Wakikawa, R., alexandru, P. and Pascal, T., "Nemo Basic Support Protocol," IETF Internet-Draft(2003).
- [19] Sarikaya, B., "Architectural Requirements for Base Network Mobility Using Bidirectional Tunneling," IETF Internet-Draft(2002).