

## 複数ゲートウェイを用いた移動コンピュータ群間間欠的通信プロトコル

東京電機大学 理工学部 情報システム工学科

原田 さやか 桧垣 博章

E-mail: {sayaka,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、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。これに対して、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) として管理するルーティングプロトコル CC-WSCP がある。ここでは、高速移動コンピュータ群間の間欠的通信を支援するために、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、群間の通信路を複数にすることによって、より大量のデータ交換を可能とする CC-WSCP-MC プロトコルを提案する。

### CC-WSCP-MC: Cluster-to-Cluster Wireless Sporadic Communication Protocol with Multiple Connections

Sayaka Harada and Hiroaki Higaki

Department of Computers and Systems Engineering  
Tokyo Denki University

E-mail: {sayaka,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. The authors proposed a 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. In the protocol, switching gateways and updating routing tables in the clusters according to the movement have been introduced. This paper proposes CC-WSCP-MC (Cluster-to-Cluster Wireless Sporadic Communication Protocol Multiple connection) in which multiple connections between clusters are established for achieving much higher bandwidth.

## 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。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 や HIPERLAN 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、複数マイクロシ

ンの協調による医療システム、センサネットワーク [2, 12] などのように一時的に構成され、その構成が動的に変化する場合は、基地局の設置を含めた有線ネットワークの構築とその維持管理に要する時間的、金銭的コストが大きい。さらに、危険地域や空中、水中といった、基地局の設置そのものが困難あるいは不可能な場合もある。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ということが挙げられる。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 [4-7] 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繁には発生しない。
- 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  $\forall t, \forall j \neq i, |d_i(t) - d_j(t)| < \exists \delta$  および  $\forall t \neq t', |d_i(t) - d_i(t')| < \exists \delta'$  が成り立つ。

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。論文 [10] 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している。ここでは、一時的に隣接する2つの群の間でより大量の情報を交換することを可能とするために、各群に送信ゲートウェイ、受信ゲートウェイを設け、すべての群間配送メッセージをこのゲートウェイ間を結ぶ通信路を介して行なっている。ここで、これらの群が十分な長さを持つ場合には、互いに競合、衝突を発生させない距離を置いて複数の通信路を介したメッセージの配送を行なうことで、さらに多くの情報を交換することが可能である。本論文では、これを実現するゲートウェイ切換え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 [4-7] 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 [5] 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ため、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 [6]、LBSR [7]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。

群移動型システムは、論文 [15] で大きく3つのモデルに分類されている。地理的分割モデルは、群が位置に結びつけられていて、それぞれの群が交わることはないモデルである。オーバーラップモデルは、複数の群が交わり合うモデルであり、それぞれの群に含まれる移動コンピュータがネットワークアプリケーションを実行する。展示会移動モデルでは、これらの2つの複合であり、地理的に分割された群と地理的に固定されずに時間とともに位置を変える群とがオーバーラップするモデルである。

本論文で議論する群移動型システムは、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のように、ほぼ同一速度で移動する複数の移動コンピュータが密に存在することによって形成される群が空間内に疎に存在するモデルに属するものである。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。

このようなモデルに基づく群移動型移動コンピュータの通信技術として、IETFにおけるNetwork Mobilityのサポートがある。[8,13]。ここでは、航空機や船舶、列車、自動車等に搭載されたコンピュータやこれらの乗客が所有、使用するコンピュータからなる移動コンピュータ群の通信を対象として、これらの移動コンピュータからなるネットワークの移動に対するアドレス割り当てや経路制御について議論されている。例えば、論文 [14] ではMobileIPにおいて、移動コンピュータのcare of addressがほぼ同時に変更する必要が生じ、registrationメッセージがパース的に交換されることによる輻輳を防止するために、移動コンピュータ群(ネットワーク)に対するcare of addressを導入する手法を提案している。しかし、Network Mobilityでは、群内の移動コンピュータと群外のコンピュータとの間の通信を中継するゲートウェイは静的に定められており、一般に1台のみである。この場合、間欠的通信環境では、ゲートウェイ間の通信が可能な時間は2台の移動コンピュータが通信可能な時間に等しく、移動コンピュータ群間の大量のデータ交換要求に対応することができない。

この性質は、異なる群に含まれる移動コンピュータ間の通信においても成立する。ここでは、移動コンピュータ間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 CC-WSCP

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プロトコルであるCC-WSCP(Cluster-to-Cluster Wireless Sporadic Communication Protocol) [10]の概要とその問題点について述べる。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を移動コンピュータ群という。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  $\vec{v}_i$  とするとき、 $\forall m_\alpha, \forall m_\beta \in G$  について、移動コンピュータの列  $\exists (m_0 = m_\alpha, m_1, \dots, m_{n-1}, m_n = m_\beta)$  があり、 $|x_i x_{i+1}| \leq l (i = 0, 1, \dots, n-1)$  かつ  $|\vec{v}_\alpha - \vec{v}_\beta| < \exists \delta$  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。□

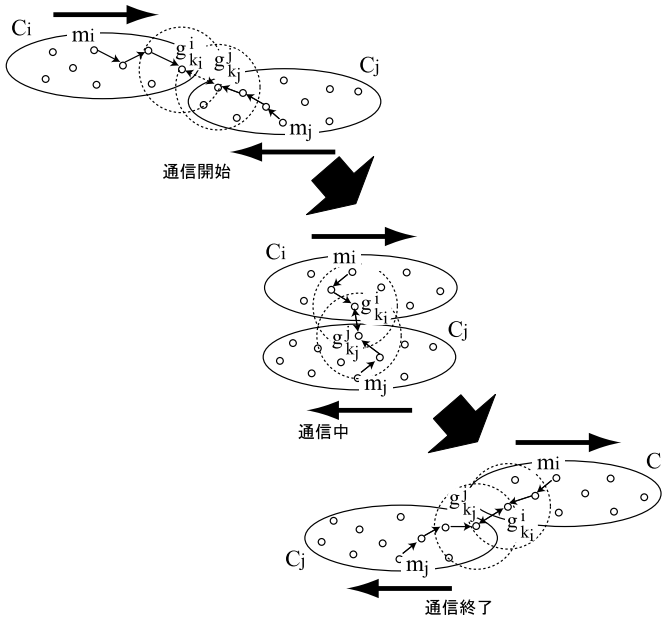


図 1: 移動コンピュータ群間通信

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、 $C_i$ 、 $C_j$  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。□

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。CC-WSCP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を可能とするプロトコルである。移動コンピュータ群  $C_i$ 、 $C_j$  の相対位置の変化に応じて、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。このため、CC-WSCPは、ゲートウェイ切替プロトコルと群内ルーティングテーブル更新プロトコルから構成されている。

群と基地局との間の通信においてゲートウェイを切替えるプロトコルとしてCB-WSCP(Cluster-Base Station Wireless Sporadic Communication Protocol) が提案されている [11]。ここでは、群にはゲートウェイが1つだけ存在するとしており、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つにすることで群内ルーティングが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。群の移動とともに、ゲートウェイを切替えるべきであるが、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、CC-WSCP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ている。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たら、送信ゲートウェイを切替える方法を用いている。この方法により群間の通信路の切断を回避することが可能となっている。CC-WSCPに

おいても、ある群から隣接する群への通信路は1つであり、これによってCB-WSCPと同様に群内ルーティングを単純化し、群間無線通信における競合と衝突の発生を抑制することができる。これは無線信号の到達距離に対して群の長さが群間の相対速度方向についての群の先頭と末尾との距離が小さい場合には有効であるが、反対に群の長さが大きい場合は、互いに競合、衝突が発生しない距離だけ離れた複数の通信路を群間に設けることが望ましい。これによって群間の通信量を増加させることができるとともに、群内ルーティングにおける移動コンピュータとゲートウェイとの間のホップ数を減少させることができる。そこで本論文では、これを実現するプロトコルCC-WSCP-MC(Cluster-to-Cluster Wireless Sporadic Communication Protocol with Multiple connection)を提案する。

## 4 提案プロトコル

提案プロトコルでは、12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、 $a_0^s$  ヘルレーティングされる。 $a_0^s$  は、一定間隔  $\tau_s$  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  $\delta$  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  $b_0^r$  ヘルレ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。

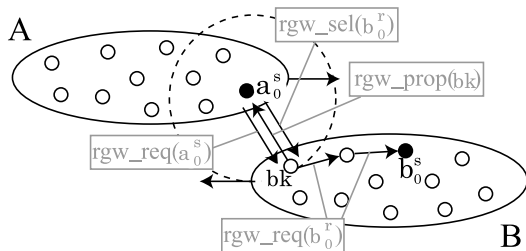


図 2: 通信の開始

### 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。

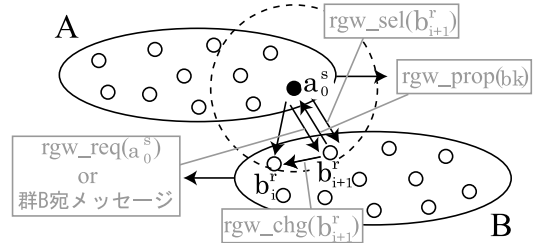


図 3: 受信ゲートウェイの変更

- (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  $\delta$  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  $b_{i+1}^r$  ヘルレ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  $a_0^s$  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  $b_n^r$  に送信し、 $sgw\_cand = false$  とする。
- (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  $\delta$  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。

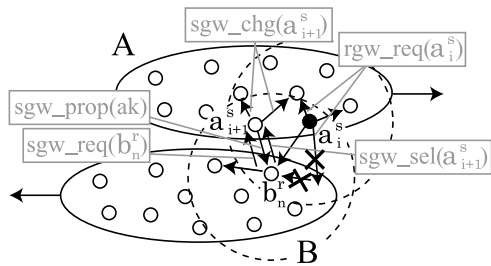


図 4: 送信ゲートウェイの変更

#### 4.4 2つ目の経路探索

移動コンピュータ群  $B$  の初期受信ゲートウェイを利用することで 2 本目の通信経路を構築する。各移動コンピュータはあらかじめ  $rgw\_prop$  送信元移動コンピュータのアドレス情報を保持しておく。 $sgw\_req$  には  $rgw\_chg$  送信元のアドレスを付加しておく。付加されたアドレスがその中に含まれていたならば一定時間待つて、再度  $sgw\_req$  を送信する必要がある。このように一定時間待つことにより、衝突が起こるのを防いでいる。

- (1)  $rgw\_chg(b_i^r)$  を初期受信ゲートウェイ  $b_0^r$  が受信した場合、 $b_0^r$  は固定受信ゲートウェイとなり、 $sgw\_req(b_0^r)$  を無線信号到達範囲内にブロードキャストする。このとき  $b_0^r$  は  $sgw\_req(b_0^r)$  に  $rgw\_chg(b_i^r)$  送信元移動コンピュータである  $b_i^r$  のアドレスを付加する。移動コンピュータ群  $A$  に含まれるモバイルコンピュータは、 $b_0^r$  から  $sgw\_req(b_0^r)$  を受信した際、自身の持つ  $rgw\_prop$  送信元情報と、 $sgw\_req(b_0^r)$  に付加された  $rgw\_chg(b_i^r)$  送信元情報を比較し、その中に含まれている場合は  $sgw\_prop(a_k)$  を送信しない。含まれていない場合、 $a_k$  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  $b_0^r$  へ送信し、 $sgw\_prop = false$  とする。

- (2) 以降は送信ゲートウェイ変更と同様の手続きをとる。

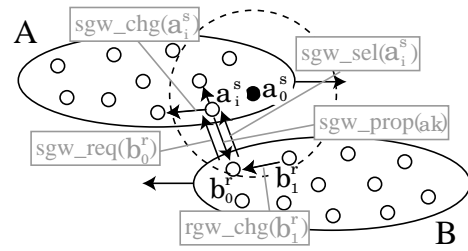


図 5: 2本目の経路探索

#### 4.5 初期受信ゲートウェイの通信終了

移動コンピュータ群  $A$  の送信ゲートウェイ  $a_n^r$  が  $A$  の移動方向に対して最後尾であり、これ以上送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  $B$  の受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。 $a_n^r$  は最後尾であることを知る手段として、 $b_0^r$  からの信号の電波強度を用いる。移動コンピュータ群  $B$  の受信ゲートウェイ  $b_0^r$  が送信した  $sgw\_req(b_n^r)$  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し、受信ゲートウェイ変更処理を行う。

#### 4.6 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。

#### 4.7 通信の終了

移動コンピュータ群  $B$  の受信ゲートウェイ  $b_n^r$  が送信した  $sgw\_req(b_n^r)$  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  $B$  の初期送信ゲートウェイとする。

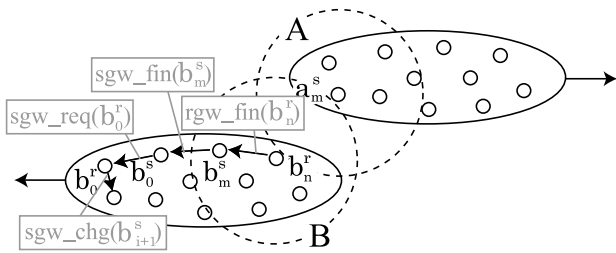


図 6: 通信の終了

- (1) 移動コンピュータ群  $B$  の受信ゲートウェイ  $b_n^r$  は、 $B$  の送信ゲートウェイ  $b_m^s$  に対して  $rgw\_fin(b_n^r)$  を送信する。
- (2)  $rgw\_fin(b_n^r)$  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  $b_0^r$  が  $B$  の移動方向に対して初期送信ゲートウェイ  $b_0^s$  よりも前方であると推測される。そこで  $sgw\_req(b_0^r)$  を  $b_0^r$  へ送信する。これを受信した  $b_0^r$  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  $b_0^r$  よりも前方であると推測される。 $b_0^s$  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

CC-WSCP-MC を車載コンピュータ間での通信に適用した場合についての有効性について評価する。ここで、無線 LAN プロトコルには IEEE802.11 を用いる。ひとつの群は 30 台の車載コンピュータからなり、 $2000m \times 50m$  の範囲でランダムに分布すると仮定する。また、1 対のコンピュータ間の実効通信帯域幅は、紛失による再送信などにより信号伝達範囲内で一定ではない。そこで、論文 [9] に示される距離と帯域幅の関係に基いてシミュレーションを行ない、通信量を求めた。

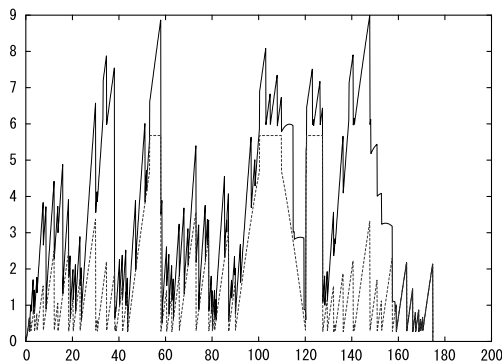


図 7: 帯域幅の変化

図 7 の実線は CC-WSCP の評価結果、破線は CC-WSCP-MC の評価結果である (ただし、今回は通信経路を 2 本張ったときの結果である)。CC-WSCP と比較すると、CC-WSCP-MC を用いることで総通信量は 1.98 倍に拡大された。

## 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] 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).
- [2] Callaway, E.M., "Wireless Sensor Networks," Auerbach Publications (2003).
- [3] Jiang, M., Li, J. and Tay, Y.C., "Cluster Based Routing Protocol (CBRP)," IETF Internet-Draft (1999).
- [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.E. and Bhagwat, P., "Highly Dynamic Destination-Sequenced Distance Vector Routing (DSDV) for Mobile Computers," Proc. of ACM SIGCOMM'94, pp. 234-244 (1994).
- [6] 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).
- [7] 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).
- [8] Sarikaya, B., "Architectural Requirements for Base Network Mobility Using Bidirectional Tunneling," IETF Internet-Draft(2002).
- [9] 菅沼, 加藤, 桧垣, "モバイルクラスタ間間欠通信プロトコルの ITS への応用," 情報処理学会第 64 回全国大会論文集, No. 3, pp. 575-576(2002).
- [10] 原田, 桧垣, "移動コンピュータ群間の間欠的通信プロトコル," 分散システム/インターネット運用技術研究会, 情報処理学会研究報告, Vol.2003, No96, pp.53-58 (2003).
- [11] 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).
- [12] Lesser, V., Ortiz, C.L. and Tambe, M., "Distributed Sensor Networks," Kluwer Academic Publications (2003).
- [13] Vijay, D., Wakikawa, R., alexandru, P. and Pascal, T., "Nemo Basic Support Protocol," IETF Internet-Draft(2003).
- [14] Wakikawa, R., Koshiba, S., Uehara, K., Murai, J., "Optimized Route Cache Management Protocol for Network Mobility," 10th International Conference on Telecommunications, pp1194-1200 (2002).
- [15] Xiaoyan H., Mario G., Guangyu P., Ching-Chuan C., "A group mobility model for ad hoc wireless networks," Proceedings of the 2nd ACM international workshop on Modeling, analysis and simulation of wireless and mobile systems, pp. 53-60 (1999).