

**博士論文**

**インターネットにおける  
位置依存情報配信に関する研究**

岡田 和也

2014年12月10日

奈良先端科学技術大学院大学  
情報科学研究科 情報処理学専攻

本論文は奈良先端科学技術大学院大学情報科学研究科に  
博士(工学) 授与の要件として提出した博士論文である。

岡田 和也

審査委員：

山口 英 教授	(主指導教員)
伊藤 実 教授	(副指導教員)
河口 信夫 教授	(名古屋大学)
門林 雄基 准教授	(副指導教員)

---

# インターネットにおける 位置依存情報配信に関する研究\*

岡田 和也

## 内容梗概

スマートフォンの普及に伴い、利用者端末に対する輸送障害・災害情報の配信、周辺施設の広告配信など端末位置に依存した情報配信が行われている。端末から利用者の位置を知ることによって、その位置に関連する情報提供が可能となる。本論文では、インターネット上で位置に依存した情報配信を実現するべく Location-Based Multicast (LBM) を提案する。LBM は、位置に依存した情報配信をネットワーク層において IP マルチキャストを用いることでキャリア、サービスに依存しない配信基盤を利用者とサービス提供者に対して提供する。LBM の実現には、ネットワーク層における端末位置・領域の識別と、位置・領域に応じた経路制御が必要不可欠である。

本論文では、LBM における位置・領域の識別子として GALMA を提案した。GALMA は、実世界の位置を交番二進符号に変換しマルチキャストアドレスに埋め込むことで、ネットワーク層での一意な位置識別を可能とする。評価では、実際の位置情報を元にしたシミュレーションにより、GALMA が他のアドレス割当て方式に比べて有効であることを示した。また、経路制御では、GALMA のアドレス階層構造を利用した経路集約可能なマルチキャスト経路制御手法を提案した。この手法は、マルチキャスト経路をルータにおいて段階的に経路集約することで経路表の肥大化を防ぐことができる。評価では、独自に実装したシミュレータにより、提案手法が従来の経路制御手法と比較して経路数を削減できることを示した。また、LBM の想定アプリケーションとしてモバイル端末内蓄積型センサ情報共有手法を提案した。この手法では、携帯端末で収集されたセンサデータを利用するアプリケーション、サービスを想定し、端末内に蓄積することでセンサデータ保存に関わるストレージコストを削減することを目的としている。手法の評価

---

\*奈良先端科学技術大学院大学 情報科学研究科 情報処理学専攻 博士論文, NAIST-IS-DD0961005, 2014 年 12 月 10 日.

---

では、実際の移動軌跡データを用いたシミュレーション実験により、提案手法が従来手法に比べてセンサ情報取得位置数を8割以上削減できることを示した。

本論文では、これらの研究成果によりインターネットにおける位置依存情報配信基盤の実現可能性を示した。

## **キーワード**

インターネット, 位置情報, 識別子, マルチキャスト, IPv6, 経路制御

---

# Location-based Information Delivery over the Internet\*

Kazuya Okada

## Abstract

Location-aware information delivery is one of the most promising applications of mobile Internet, where one can automatically distribute information such as weather forecast, disaster information and advertisements to users based on their location. In this dissertation, we propose Location-based Multicast (LBM) which provides location identification and forwarding functions on the network layer. On LBM, locational information delivery is achieved by IP Multicast scheme. Location identification and location-aware forwarding are problems on the network layer.

In this dissertation, we propose a new IPv6 multicast address assignment scheme for LBM. We call the address GALMA; Geographically Aggregatable Location-based Multicast Address. GALMA has hierarchical area specification and route aggregation in its structure which is modeled after unicast IP address. We evaluate the number of generated addresses in individual aggregation level and update ratio of the address by using a massive trajectory data. In LBM, location and areas are mapped into IP multicast addresses by GALMA. However, existing multicast routing protocols do not care hierarchical multicast address. Therefore, multicast routing tables cannot be aggregated like unicast routing protocols. The LBM routing table size in each router increases in proportion to a devices' location without route aggregation. Our proposed method efficiently reduces routing table size on each router via route aggregation. We evaluate the effectiveness of the aggregation through simulations. We also study a sensor data repository system for mobile environment as one of possible LBM applications. The storage system reduces the number of notifications from mobile devices.

---

\*Doctoral Dissertation, Department of Information Processing, Graduate School of Information Science, Nara Institute of Science and Technology, NAIST-IS-DD0961005, December 10, 2014.

---

In this dissertation, we propose and evaluate an identifier and routing mechanism for LBM. I believe that the works could contribute to an infrastructure for location-aware information delivery on the Internet.

**Keywords:**

Internet, Location, Identifier, Multicast, IPv6, Routing

# 目次

<b>第 1 章 序論</b>	<b>1</b>
1. 位置情報活用の広がり	1
2. 位置依存情報配信基盤の必要性	2
3. 本研究の貢献	3
4. 本論文の構成	4
<b>第 2 章 位置依存マルチキャスト</b>	<b>7</b>
1. 位置の推定技術	7
2. 位置・領域を対象とした情報配信技術	8
2.1 アドホックネットワークにおける地理的経路制御	8
2.2 IP アドレスを利用した位置依存情報配信	9
2.3 位置情報を用いたオーバーレイネットワーク	9
3. 位置依存情報配信の問題点	10
4. 位置依存マルチキャストの概要	10
5. ユースケース	13
6. LBM におけるマルチキャストモデル	14
7. LBM の要件	14
<b>第 3 章 位置依存マルチキャストアドレスの設計と評価</b>	<b>17</b>
1. 位置依存マルチキャストアドレスの設計	18
1.1 識別子の要件	18
1.2 GALMA : Geographically Aggregatable Location-based Multi-cast Address	19
1.3 位置・領域への ID 割り当て	20
1.4 経路集約と領域指定の実現	22
1.5 GALMA の決定方法	23

---

1.6	位置情報から GALMA への変換例	26
2.	GALMA の性能評価	27
2.1	各階層におけるアドレス数	27
2.2	GALMA の更新頻度	28
2.3	異なるアドレス割り当て方式との比較	32
3.	議論	33
3.1	端末位置の追従	33
3.2	配信領域の指定	36
3.3	GALMA を用いたマルチキャスト経路制御	36
4.	まとめ	37
<b>第 4 章</b>	<b>位依存マルチキャスト経路制御手法の設計と評価</b>	<b>39</b>
1.	位置依存マルチキャスト経路制御	39
1.1	IPv4/v6 マルチキャスト経路制御の問題点	39
1.2	マルチキャスト経路制御の設計	40
2.	経路数削減効果の評価	42
2.1	評価方法	47
2.2	PIM/LBM 経路シミュレータ	47
2.3	BA モデルでの経路数	51
2.4	ER モデルでの経路数	58
3.	議論	66
3.1	提案手法の性能	66
3.2	送信者数への耐性	66
3.3	LBM におけるパケット転送制御	66
4.	まとめ	68
<b>第 5 章</b>	<b>位置情報を元にしたセンサデータストア</b>	<b>71</b>
1.	関連研究	72
1.1	要求分析	72
1.2	センサ情報蓄積のための既存手法	73
2.	モバイル端末内蓄積型センサ情報共有手法	74
2.1	センサ情報取得位置の管理	75

---



---

2.2	クラウドコンピューティングを用いた負荷の分散 . . . . .	76
2.3	キャッシュ機能の設計 . . . . .	78
3.	評価 . . . . .	81
3.1	領域通知の管理 . . . . .	81
3.2	キャッシュ機能による通信量削減効果 . . . . .	82
4.	今後の課題 . . . . .	86
5.	おわりに . . . . .	86
<b>第 6 章</b>	<b>議論</b>	<b>87</b>
1.	ネットワーク層で実現する意義 . . . . .	87
2.	位置情報の保護 . . . . .	88
3.	屋内での位置依存情報配信 . . . . .	89
4.	3次元への拡張 . . . . .	89
5.	移動体におけるアドレス更新 . . . . .	91
6.	他用途への応用 . . . . .	91
7.	今後の課題 . . . . .	93
<b>第 7 章</b>	<b>結論</b>	<b>95</b>
	<b>謝辞</b>	<b>97</b>
	<b>参考文献</b>	<b>99</b>
	参考文献 . . . . .	99
	<b>著者研究業績一覧</b>	<b>104</b>

# 目次

2.1	Greedy Forwarding . . . . .	9
2.2	Perimeter Forwarding . . . . .	9
2.3	位置依存マルチキャストの位置付け . . . . .	11
2.4	位置依存マルチキャストの概念 . . . . .	12
2.5	位置依存マルチキャストシーケンス図 . . . . .	13
3.1	アドレスの割り当て例 (2ビット, 3ビット) . . . . .	19
3.2	GALMA の四分木構造 . . . . .	20
3.3	GeoHash と GALMA の比較 . . . . .	22
3.4	GALMA のアドレス構造 . . . . .	25
3.5	GALMA への変換例 . . . . .	27
3.6	GALMA のアドレス区画描画例 (第 17,13,11,10 階層) . . . . .	28
3.7	各階層におけるアドレス数 . . . . .	29
3.8	GALMA 更新数の時間変化 . . . . .	30
3.9	端末数に対する GALMA 更新割合 . . . . .	31
3.10	地点・街区方式によるアドレス割り当て数の推移 . . . . .	35
4.1	join 手順 . . . . .	41
4.2	leave 手順 . . . . .	43
4.3	LBM 経路制御における join 例 . . . . .	44
4.3	LBM 経路制御における join 例 (続き) . . . . .	45
4.3	LBM 経路制御における join 例 (続き) . . . . .	46
4.4	エッジルータの配置 . . . . .	47
4.5	LBMRS 構成図 . . . . .	48
4.6	トポロジデータ形式 . . . . .	49
4.7	端末データ形式 . . . . .	50

---

4.8	イベントデータ形式	50
4.9	端末数に対する経路数 (BA モデル)	52
4.10	端末数に対する経路削減率 (BA モデル)	53
4.11	送信元数に対する経路数 (BA モデル)	54
4.12	送信元数に対する経路数削減率 (BA モデル)	55
4.13	ルータ数に対する経路数 (BA モデル)	56
4.14	ルータ数に対する経路数削減率 (BA モデル)	57
4.15	経路数の分布 (ルータ数:1000, 送信元数:100, 端末数:100)	58
4.16	端末数に対する経路数 (ER モデル)	60
4.17	端末数に対する経路数削減率 (ER モデル)	61
4.18	送信元数に対する経路数 (ER モデル)	62
4.19	送信元数に対する経路数削減率 (ER モデル)	63
4.20	ルータ数に対する経路数 (ER モデル)	64
4.21	ルータ数に対する経路数削減率 (ER モデル)	65
4.22	領域を対象とする宛先指定の例 (宛先領域が奈良県全域の場合)	68
4.23	LBM 経路表に基づいたパケット転送方式	69
5.1	MPSDataStore の概要	75
5.2	領域 ID と MPSNode, モバイル端末の関係	77
5.3	領域通知数 (端末数 10,000 台, 最大領域通知数 30% の場合)	84
5.4	キャッシュ容量ごとのセンサ情報送信量削減率	85
6.1	3次元に対応した GALMA のアドレス構造	90
6.2	端末移動時のアドレス join	92

# 表 目 次

3.1	Base32 Encoding . . . . .	21
3.2	各階層における 1 グリッドの大きさ . . . . .	24
3.3	IPv6 マルチキャストアドレスにおけるスコープ割当て一覧 . . . . .	25
3.4	マルチキャストアドレス割当方式の比較 . . . . .	34
3.5	基地局毎の経路数比較 . . . . .	34
5.1	クエリに記述されている情報の例 . . . . .	79
5.2	新たに生成されたクエリの例 . . . . .	79
5.3	シミュレーション実験の変数 . . . . .	82
5.4	領域通知数の分散度 (端末数 10,000 台, 最大領域通知数 30% の場合) . . . . .	83

## 略語表

<b>AP</b>	Access Point
<b>AS</b>	Autonomous System
<b>ASM</b>	Any Source Multicast
<b>BA</b>	Barabasi Albert
<b>BGP</b>	Border Gateway Protocol
<b>BSSID</b>	Basic Service Set Identifier
<b>CDN</b>	Contents Delivery Network
<b>DHT</b>	Distributed Hash Table
<b>ER</b>	Erdos Renyi
<b>GALMA</b>	Geographically Aggregatable Location-based Multicast Address
<b>GLONASS</b>	Global Navigation Satellite System
<b>GPS</b>	Global Positioning System
<b>IGMP</b>	Internet Group Management Protocol
<b>IGP</b>	Interior Gateway Protocol
<b>IMES</b>	Indoor MESSaging System
<b>IoT</b>	Internet of Things
<b>IP</b>	Internet Protocol
<b>IPv4</b>	Internet Protocol version 4
<b>IPv6</b>	Internet Protocol version 6
<b>ISP</b>	Internet Service Provider
<b>LBM</b>	Location-Based Multicast
<b>LBMRS</b>	Location-Based Multicast Routing Simulator
<b>LRU</b>	Least Recently Used
<b>MLD</b>	Multicast Listener Discovery

---

<b>MPS</b>	Mobile Participatory Sensing
<b>OSPF</b>	Open Shortest Path Fast
<b>P2P</b>	Peer-to-Peer
<b>PIM</b>	Protocol Independent Multicast
<b>SSM</b>	Source Specific Multicast
<b>WGS84</b>	World Geodetic System 1984
<b>YAML</b>	Yet Another Markup Language

# 第1章 序論

## 1. 位置情報活用の広がり

センサデバイスの小型化・高機能化に伴い実世界の情報を反映したサービスが提供されている。端末の位置情報を利用したサービスでは、地図、周辺検索、広告提供や気象、災害情報配信といったサービスが実現されている。位置情報は、スマートフォンなどの利用者端末に搭載されたセンサから取得することができ、個々の位置に関連した情報提供が可能となる。位置に応じた情報配信は、こうした利用者端末の普及とセンサデバイスの偏在化に伴い、これらの既存用途に限らずより広く活用され重要な通信になると考えられる。

センサデバイスから取得されるセンサ情報には、位置、加速度、磁気、気圧、気温、湿度、方向（端末の向き）、光などの情報がある。これらの情報を活用することで、端末や利用者の実世界の状況を把握できる。こうしたセンサ情報の中でも位置情報は、古くから地図、周辺検索をはじめとする様々なサービスに活用されている。位置情報が広く利用される理由は、実世界の位置を知ること、その位置に関連した様々な情報を提供できることにある。こうした位置に関連する情報には、気象情報、施設情報、災害情報、輸送障害情報、広告といった情報がある。そのため、端末の実世界での位置を知ることによって周辺の情報検索や関連情報の提示が可能となる。また、利用者は、その時々々の位置に応じた情報を必要としている。例えば、人々の生活に於いて仕事であれば職場・出張先、旅行であれば旅行先、買い物であればスーパーのように場所と目的や行動が関連している。そのため、利用者がその時々々の場所・位置でこれらの情報を得ることは有益であり、位置情報と組み合わせる情報により様々な情報提供が考えられる。

また、位置情報は、多種多様なセンサデバイスとの通信、制御に応用できる可能性がある。今後は、Internet of Things (IoT) と呼ばれるようにインターネットに接続していなかった様々な物が通信機能を備え、インターネットに常時接続するようになる。文献 [1] では、インターネットに接続される端末数が2020年には500億台に達するとの見通しを

## 第 1 章 序論

---

示している。IoT では、街中に多量の小型センサデバイスを配置し、従来より解像度の高いセンサ情報の活用が想定されている。これにより精度の高い気象予報、実情を反映した都市計画の策定、近くにいる利用者への情報提供といったことが可能となる。また、利用者端末とその近隣に位置する端末群が連携したアプリケーションも想定される。こうした環境下では、端末からの要望に応じてセンサデバイス群から目的のセンサ情報を収集することや、実世界に分散したセンサデバイス群の管理・制御が必要不可欠である。例えば「過去 1 時間の奈良県生駒市高山町にある温度・湿度センサ情報を取得」、「現在地周囲 1 km 四方の温度センサの再起動」といったセンサデータ収集と制御である。

今後、位置情報の利用はスマートフォンの普及に伴い拡大していくと考えられる。また、センサデバイスの小型化に伴い IoT 環境が整備されれば、情報収集、端末管理・制御といった新たな位置情報を元にした通信が必要になる。これらの背景から位置を元にした通信は、今後その必要性が高まっていくと考えられる。

## 2. 位置依存情報配信基盤の必要性

現在、位置に依存した情報サービスは、端末が取得した位置情報をサービス提供側へ通知することで実現されている。また、このような位置情報管理の仕組みは、個別のサービス、アプリケーション毎に実装されている。したがって、既存の位置情報サービス・アプリケーションでは、端末からのサービス提供者への位置情報通知や移動体通信網での位置情報管理が必要不可欠である。

従来の位置情報活用では、特定のデバイスや用途に限定されていたため、サービス毎に位置取得と管理、情報提供がなされてきた。今後は、日常生活の中で位置情報の利用が一般化した現状を踏まえて、汎用的に位置に依存した情報配信が可能となるべきである。

そこで、本研究では位置情報を利用したサービス・アプリケーションに必要な機能を配信基盤として既存のインターネット上で実現することを目的とする。この配信基盤では、サービス、アプリケーションに必要な共通機能を特定の事業者に依存することなく提供する。従来は個別のアプリケーション毎に構築されていた端末位置の管理、情報配信機能を基盤により共通化する。配信基盤には、複数のサービスに対して配信機能を提供するため、個別のサービスと比べてより大規模な端末を対象とした位置の管理と配信機能が求められる。



### 3. 本研究の貢献

本研究では、位置に応じた情報配信をキャリア、サービスに依存することなく提供する配信基盤の実現を目的とする。本研究の工学的貢献を下記に挙げる。

#### ネットワーク層での位置依存情報配信基盤の設計 (第2章)

本研究では、ネットワーク層での位置依存情報配信を実現するために Location-Based Multicast (LBM) を設計した。LBM は、位置に応じた情報配信をネットワーク層でマルチキャストとして提供する。

今日のインターネットでは、ネットワーク層で上位層、下位層の差を吸収することで異なるネットワーク、アプリケーションがひとつの通信基盤上で共存している。LBM は、このネットワーク層で位置に依存した情報配信の機能を提供することで、上位層のサービス・アプリケーションに共通の配信機能を提供する。また、同時にインターネットのように個別の通信網に依存しない配信基盤を構築可能とする。

#### ネットワーク層での位置・領域識別 (第3章)

ネットワーク層で位置依存情報配信を実現するためには、実世界の位置をネットワーク層で識別可能としなければならない。本研究では、IPv6 マルチキャストアドレスに位置・領域を写像することで一意な位置・領域識別を可能とする Geographically Aggregatable Multicast Address (GALMA) を提案する。IPv6 マルチキャストアドレスは、インターネットにおいて1対多のマルチキャスト通信に利用される IPv6 アドレスである。本研究では、緯度経度を交番二進符号で表されたグリッドに対応付け、そのグリッドの符号をマルチキャストアドレスに埋め込むことでネットワーク層での位置識別子を定義した。2次元に割り当てた交番二進符号は、四分木構造を有しており、符号長の指定でグリッドの大きさを変更可能である。この性質を利用することで実世界の点(位置)だけでなく広さを持った領域の指定をアドレスのみで可能となる。また、符号長はユニキャストアドレスのようにプレフィックス長を用いた経路集約にも応用できる。

#### 自律的経路集約可能なマルチキャスト経路制御手法 (第4章)

LBM は、位置・領域への配信を IP マルチキャストにより実現する。しかし、既存の IP マルチキャストでは、集約可能なマルチキャストアドレスを想定していないため経路表の肥大化を防ぐことができない。そこで本研究では、GALMA の階層構

## 第 1 章 序論

---

造を利用した経路集約機能を持つマルチキャスト経路制御手法を提案する。提案手法は、通信網内の各ルータが自律的にマルチキャスト経路を集約することで、ルータが保持すべき経路数を軽減する。また、既存のユニキャスト経路制御では、予め決められた経路をネットワークに割当て、他のルータへ広告することで経路を集約する。しかし、LBM では、利用者端末がどの位置からどの送信元に対して join するかによって経路が変化するため、予め経路を割当てることができない。提案手法では、各ルータにおいて動的にマルチキャスト経路を集約することで、経路変化に柔軟に追従する。

### 階層的な位置識別子を用いたセンサデータ共有基盤 (第 5 章)

モバイル端末は多くのセンサ機能を備えており、これらの端末において収集されたセンサデータを活用することで、人の行動分析や気象予報に役立てることができる。しかしながら、従来の方法では、長期間にわたるセンサデータ蓄積に大容量ストレージを必要とする。本研究では、中央集権的にセンサデータを蓄積するのではなく、各モバイル端末の持っているストレージを利用した分散型のセンサデータ共有手法 Mobile Phone Sensing Data Store (MPSDataStore) を提案する。この MPSDataStore では、GALMA のような階層構造を有する位置識別子を用いて、端末の取得したセンサデータと位置を対応付け階層的に管理する。システムは、オーバレイネットワーク技術を用いてセンサデータ取得通知情報を分散管理し、どの端末がどの位置でセンサデータを取得し保持しているかを管理する。これにより、センサデータを保持するために必要なストレージを分散しつつ、地理的範囲を用いたセンサ情報検索と取得を可能にする。また、MPSDataStore では利用者端末にセンサデータが保存されているため、検索対象の端末からデータを収集するには対象領域の端末群からデータを収集しなければならない。前述の位置依存マルチキャストは、このような領域内の端末からデータを収集する際に活用できる。

## 4. 本論文の構成

本論文では、第 2 章で位置に依存した依存情報配信の現状と関連研究について述べ、既存の問題点を明らかにし、位置依存マルチキャストの提案内容を述べる。第 3 章では、位置依存マルチキャストにおいて位置・領域の識別子を用いるアドレスの設計と評価結果を述べる。第 4 章では、マルチキャストアドレスを利用したマルチキャスト経路制御手

法について設計と評価結果を述べる。第5章では、モバイル端末による大規模なセンサデータ共有を想定したセンサデータ基盤について述べる。第6章では、本論文の成果を踏まえてのLBMを実現する上での課題とその応用について議論する。そして、第7章で本論文をまとめる。



## 第2章 位置依存マルチキャスト

本章では、既存の位置依存情報配信技術について述べる。そして、それらの問題点を明らかにし、位置依存マルチキャストの提案と要件定義を行う。

### 1. 位置の推定技術

位置に応じた情報配信は、情報配信の対象である端末の位置を知る必要がある。端末の位置を取得する仕組みには、衛星、WiFi、IP アドレスを用いた位置測位、推定技術がある。

全地球測位システム (Global Positioning System:GPS) [2] は、衛星を利用した測位システムである。測位は、複数個の GPS 衛星からの信号 (時刻データ) を受信機で受信し、各時刻の差から受信機の位置を計算により得ることで行われる。GPS は、アメリカ合衆国により運用されているが、ヨーロッパでは GALILEO [3]、ロシアでは Global Navigation Satellite System (GLONASS) が運用されている。GPS は、屋外での位置推定精度が高いが、都心などのビル群では遮蔽物が多く位置精度が低下する問題が指摘されている。この問題に対しては、都市部の上空に配置した衛星から補助信号を送信することで補正する取り組みが検討されている。我が国では、準天頂衛星 [4] による GPS 位置補正が検討されている。一方で屋内では、衛星からの信号が減衰してしまうため、位置推定精度が著しく低下してしまう。

GPS を用いない位置推定には、街中もしくは屋内に設置された無線 LAN アクセスポイント (Access Point:AP) を利用した補助的な位置推定方法がある [5]。この方法では、予め GPS から取得した位置情報と、その位置で観測可能な AP の電測情報、Basic Service Set Identifier (BSSID) を記録しておく。端末は、このデータベースを元に現在位置から観測できる AP の BSSID、電測情報を元にして現在の位置を推定する。国内では、Locky [6]、PlaceEngine [7] によって実用化されている。現在では、Android、iPhone といったスマートフォンで広く活用されている。この方法の利点は、GPS を利用できないデバイスであつ

## 第 2 章 位置依存マルチキャスト

---

でも WiFi が利用できれば簡易的に位置情報を取得可能な点である。また、AP を利用した手法では、GPS と異なり屋内であっても位置がデータベースに登録されていれば、位置推定を行える。ただし、WiFi の AP が常に恒久的に同じ位置に存在しているとは限らない。そのため AP の BSSID と電測情報の更新が必要であり、端末もその情報を同期しなければならない。

GPS や WiFi に頼らない位置推定技術には、端末の IP アドレスを利用した位置推定がある。この手法の利点は、端末の IP アドレスのみから位置を推定するため、インターネットに接続している端末であれば位置を推定可能な点である。IP アドレスを元にした位置情報は、オンラインゲーム、各種コンテンツの配信対象範囲（国・地域）の制限などに応用されている。この手法では、対象ホストの IP アドレスまでの経路情報、位置情報が既知の端末から測定した遅延により対象ホストの位置を推定する [8]。しかしながら、IP アドレスに基づいた位置推定精度は低く、特に移動体通信網では、平均 70km の誤差が生じることが報告されている [9]。したがって、この手法は、携帯電話を始め移動端末の位置推定に不向きである。また、新規割り当てが可能な IPv4 アドレスブロックが枯渇した現在では、既に Autonomous System (AS) に割り当てられた IPv4 アドレスブロックの移転が AS 間で行われており、国・地域を越えて行われる可能性もある。したがって、IP アドレスと国・地域の対応関係だけではアクセス制限の間違いや漏れが発生する可能性がある。そのため、随時 IP アドレスと位置の対応関係を更新しなければならない。

位置推定技術は、継続的に精度の向上が行われており各種用途に応用されている。位置の精度が向上することでより正確に利用者、端末の位置に合わせたサービス、情報提供が可能となる。

## 2. 位置・領域を対象とした情報配信技術

本節では、既存の位置・領域に対する情報配信手法と研究について述べる。

### 2.1 アドホックネットワークにおける地理的経路制御

アドホックネットワークでは、特定の位置・領域を宛先としたパケット経路制御手法として地理的経路制御 (Geographical Routing) が提案されている [10]。Geographical Routing は、位置・領域を宛先とするパケットを右手の法則に基づいて目的地に近い端末へ転送する方式である。この方式では、端末自身の位置と隣接端末の位置を経路表とし、

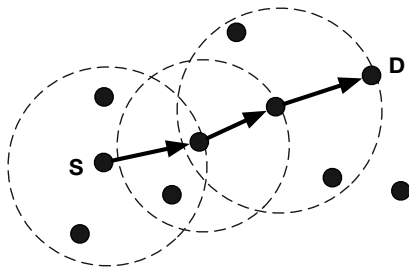


図 2.1 Greedy Forwarding

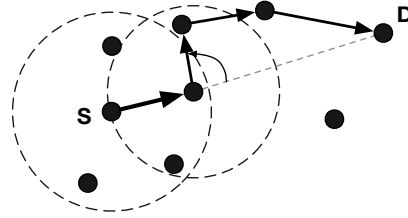


図 2.2 Perimeter Forwarding

宛先領域に近い端末へパケットを転送していく (Greedy Forwarding) 図 2.1. 宛先に近い端末を発見できない場合は、右手の法則により宛先端末を選択し転送する (Perimeter Forwarding) 図 2.2. しかし、固定・移動体通信網では、ルータ、端末間のネットワークにおける論理的な位置関係と実世界における機器の地理的な位置関係が一致しない。そのため、既存のインターネット環境では、[10] のような手法により端末の位置情報を基にパケットを宛先領域まで転送できない。

## 2.2 IP アドレスを利用した位置依存情報配信

固定通信網では、端末の位置を GPS もしくは 3G 網の基地局情報を参照して取得することができない。そこで Contents Delivery Network (CDN) 事業者やオンラインゲーム事業者では、IP アドレスから端末の位置情報を推定することで位置に依存したコンテンツ配信、配信領域の制御が行われる場合がある。位置に依存した情報配信では、配信対象領域が配信コンテンツ・アプリケーションに依存して細かいものから粗いものまで様々である。そのため、IP アドレスから推定した位置情報の精度では、細かな領域を対象とした配信に不向きである。

## 2.3 位置情報を用いたオーバーレイネットワーク

オーバーレイネットワークは、既存のネットワーク上に仮想的な論理ネットワークを構築する技術である。こうしたオーバーレイネットワークは、peer-to-peer (P2P) などがある。代表的な P2P ネットワークのアプリケーションには、BitTorrent [11] に代表されるファイル共有がある。ファイルのハッシュ値をキーとして、所有している相手をネット

## 第 2 章 位置依存マルチキャスト

---

ワークに参加している端末群から発見し、目的のファイルを取得する。例えば、ハッシュ値と IP アドレスを経路表とし参加している端末間で経路表を分散管理している。オーバーレイネットワークにおいて、実世界の位置と端末を経路表として持てば、特定の位置・領域に存在している端末群を検索可能となる。こうした研究には、[12], [13] がある。しかしながら、オーバーレイネットワークでは、参加ノード間でのピア管理が必要である。また、オーバーレイネットワークの構造は、物理的なネットワーク構造と乖離するため配信遅延が生じる。

### 3. 位置依存情報配信の問題点

本節では、既存の位置依存情報配信の問題点を明らかにする。

既存の位置依存情報配信では、IP アドレスから推定した位置情報、もしくは端末が取得した位置情報をサービス提供者のサーバへ送信し、サーバ側がその位置に応じた情報を端末へ配信する。この仕組みでは、個別のサービス提供者が利用者端末の位置を管理しなければならない。また、端末位置を追従して情報を配信するためには、常時端末の位置を管理する必要がある。サービス提供側は、端末からの通知なしに各端末の現在位置を把握できないため、端末の現在地を反映させるためには端末側から適宜位置情報を取得しなければならない。また、既存の仕組みでは、サービス間で位置情報は共有されず、端末が利用しているサービスの数だけ位置情報の通知が必要である。この理由は、位置情報が個人に関わる重要な情報であり、プライバシー保護の観点から利用者の許諾なしに共有できないからである。既存の情報配信は、同じ位置・領域に対する情報であっても端末毎にユニキャストにより配信しなければならない。テレビ放送のような特定地域に対する動画・ストリーミング配信では、同じコンテンツを受信端末数の数だけユニキャストにより配信しなければならず、配信サーバ資源とネットワーク帯域を消費してしまう。

### 4. 位置依存マルチキャストの概要

本研究では、位置依存情報配信の問題点を解決するために位置依存マルチキャスト (Location-based Multicast : LBM) を提案する。

LBM は、サービス、キャリアへの強い依存を避け、各種サービスの提供に必要な端末の位置管理機能、位置・領域への情報配信機能をネットワーク層で実現する。ネットワーク層におけるこれらの機能実現は、個別のアプリケーション・サービスから位置依存情



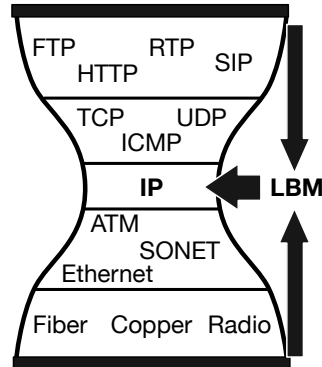


図 2.3 位置依存マルチキャストの位置付け

報配信に必要な機能を共通化し集約することに寄与する。今日のインターネットは、図 2.3 に示すような砂時計構造を持っている。この構造では、ネットワーク層（IP 層）でデータリンク層以下の違いを吸収し上位階層のアプリケーションに共通の通信基盤を提供している。LBM は、このモデルに則り複数のアプリケーション、ユーザに利用される新たな機能として位置依存情報配信機能をネットワーク層の機能として追加する。位置依存情報配信は、この機能集約によりインターネット同様に IP で相互に接続されたネットワーク間で利用可能となる。

図 2.4 は、LBM の概念図である。LBM は、利用者（端末）、サービス提供者、通信網から構成される。利用者は、スマートフォン、PC といった端末を携帯しているものとする。利用者端末は、無線もしくは固定通信網に接続し、GPS、WiFi、3G から位置情報を取得可能と想定する。LBM は、利用者端末の現在位置に応じた情報配信をネットワーク層で実現する。送信者からの情報は、情報の配信対象領域のアドレスに対して送信し、ルータが宛先アドレスの領域に含まれている端末へと自律的に複製・転送していく。端末は、現在位置に応じた IPv6 マルチキャストアドレスを持つことで、その位置・領域宛に配送されてきた情報を受信する。送信者は、配信対象の端末の位置を関知する必要がなく、端末も個別のサービス提供者への位置情報通知が不要になる。

図中の 4 台の端末は、端末の位置に対応したマルチキャストアドレス  $G_1, G_2, G_3$  を自律的に決定し、各グループに参加 (join) する。この時、位置が同じアドレス領域に含ま

## 第 2 章 位置依存マルチキャスト

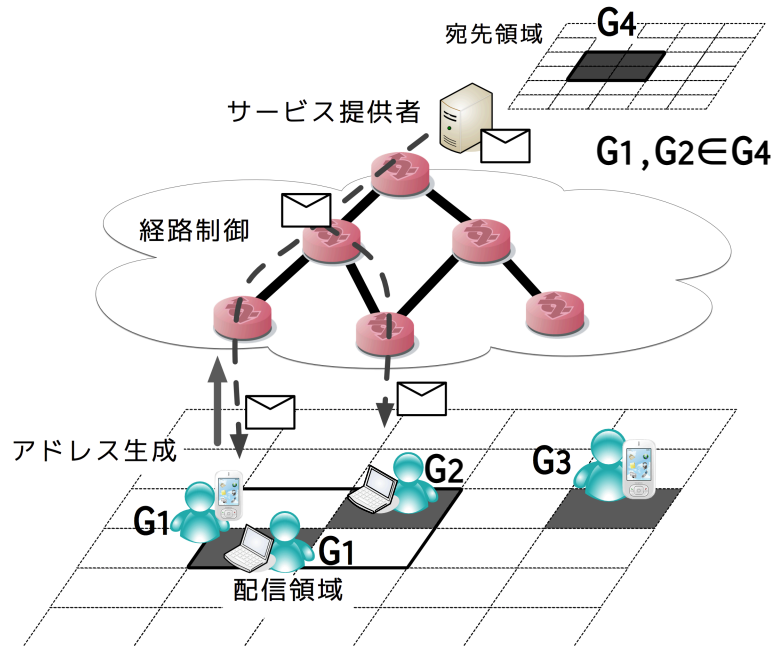


図 2.4 位置依存マルチキャストの概念

れる端末は、同じマルチキャストアドレスを決定する。これは、既存の IP マルチキャストと同様の仕組みを用いてネットワークがメンバシップ管理を行う。この際、各端末のマルチキャストアドレスは、端末を収容しているルータ・スイッチにより関知されている。そのため、サービス提供者側では、端末のマルチキャストアドレスを関知する必要がない。サービス提供者からの配信は、配信対象位置・領域のマルチキャストアドレスを宛先としたパケットを送信する。図 2.4 では、アドレス  $G_1, G_2$  を包含するアドレス  $G_4$  に対してパケットを送信することで、 $G_1, G_2$  に存在する端末へと情報が配信される。通信網内では、経路制御により宛先マルチキャストアドレスに参加している端末が収容されているルータへ転送されていく。端末位置は、利用者の移動に伴い変化する。そのため、端末が移動した場合は、個々の端末が新たな位置情報を基に自律的にアドレス決定し、位置に応じたグループへ参加し直すことで対応する。図 2.5 は、端末、ルータ、送信者間のやり取りを表したシーケンス図である。LBM の実現には、上記の**位置に応じたマルチキャストアドレス決定**、**ネットワークへの参加・離脱管理**、**経路制御**、**端末移動の反映**が必要である。

LBM の利点は、端末が各サービス提供者へ位置情報を通知することが不要となり、同

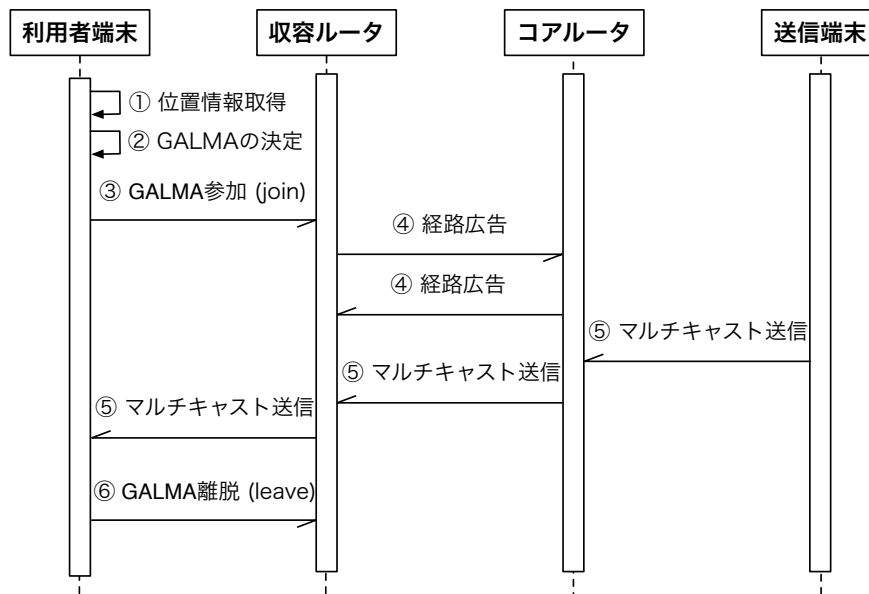


図 2.5 位置依存マルチキャストシーケンス図

時にサービス側も個別の端末位置を管理しなくてよい点である。また、IP マルチキャストにより情報を配信するため、端末毎にユニキャストで配信する場合に比べて通信量も削減できる。端末は、自身の位置に合わせてアドレスを決定し、マルチキャストグループに参加するだけでその位置に応じた情報を受信可能となる。

## 5. ユースケース

LBMでは、2つのユースケースを想定している。一つは、スマートフォン、PCなどの利用者端末の位置に応じた情報配信である。例えば、特定地域への広告や緊急情報配信（地震・気象情報など）が想定される。このようなサービスは、既存の通信網、サービスでも実現されている。しかし、LBMに対応したネットワーク上では、個別の通信網、サービスに囚われることなくサービス提供が可能となる。

二つ目は、実世界に散らばった膨大なセンサデバイスの制御、情報収集である。IoT環境では、センサを始めとする新たなデバイスがインターネットに繋がるようになる。このような環境下では、街中に膨大に設置されたデバイスを制御、情報収集といった通信が想定される。例えば、”奈良県生駒市にある全ての温度センサから温度データ取得”と

## 第 2 章 位置依存マルチキャスト

---

いったメッセージである。従来は、メッセージの送信者が全温度センサの位置を把握する必要があった。LBM では、個別の端末位置をメッセージ送信者が把握する必要がなく、宛先領域を指し示すアドレスに対してマルチキャスト送信するだけで完了する。

### 6. LBM におけるマルチキャストモデル

マルチキャストには、グループ内の任意の端末が送信可能な Any Source Multicast (ASM) [14] と送信者を予め限定する Source Specific Multicast (SSM) [15] がある。ASM は、受信者がグループアドレス  $G$  に join し、任意の端末からマルチキャストグループ  $G$  宛のデータを受信できる。SSM では、受信者端末がマルチキャストグループに join する際にグループアドレス  $G$  に加えてマルチキャスト通信の送信者  $S$  を指定する。受信端末は、参加時に指定した送信端末  $S$  以外からマルチキャストパケットを受信することがない。LBM のユースケースでは、利用者端末で利用されるアプリケーションが限定されるため、SSM が適している。また、ASM では、既存の IP マルチキャストと同様に LBM においても送信者が限定されないことにより不確定な通信トラフィックが通信網に発生してしまう。ASM は、LBM が想定するような固定、移動体通信網といった大規模なネットワーク環境での運用には適していない。

### 7. LBM の要件

LBM を実現するための要件を述べる。前提条件として、利用者端末は World Geodetic System (WGS) 84 形式 [16] の位置情報（緯度、経度）を取得できるものとする。LBM は、キャリア、サービスから独立し、通信網で自律的に位置依存情報配信を提供するためにネットワーク層へ実装する。以上を前提条件とし、LBM を実現するための要件を下記に挙げる。

**マルチキャストアドレス**：既存のマルチキャストアドレスは、IP ネットワークにおける端末群（グループ）の識別子である。そのため、既存のアドレスでは、実世界における位置、領域を識別することは対象としていない。LBM の実現には、ネットワーク層で位置、領域を識別できるように、実世界の位置と IP アドレス空間を対応させなければならない。

**メンバシップ管理**：LBM では、マルチキャスト配信を行うために、収容ルータがどの端末がどの位置・領域のグループに所属しているかを管理しなければならない。

**経路制御プロトコル：**LBMでは、IPネットワーク上で動作させるために新たなマルチキャストアドレスに対応した経路制御が必要である。

**移動性：**移動体端末の位置は、人々の移動に合わせて時々刻々と変化する。そのため、端末が現在位置に応じた情報を受信するためには、位置に応じてアドレスを更新しなければならない。通信網は、端末の位置変化に伴うアドレス更新を許容出来る処理能力が必要となる。また、端末の通信手段は、常に固定されているわけではなく時と場所により変化するため、通信網に依存しない配信ネットワークが実現されていなければならない。

本研究では、LBMの実現に必要な上記4つの要件のうち、位置・領域を識別するためのマルチキャストアドレスの設計・評価、経路制御プロトコルの設計・評価に取り組む。

これら2つの要件に取り組む理由を説明する。LBMはネットワーク層で実現されるため、位置・領域をネットワーク層で識別可能にしなければならない。したがって、如何に位置・領域をネットワーク層の特徴に合わせてIPアドレスの空間に対応づけるかが肝要である。また、LBMはIPマルチキャストで実現するため新しいアドレス構造に基づいて経路を構築するための経路制御が必要である。既存のIPマルチキャスト経路制御手法では、グループアドレスに位置・領域を想定していない。そのため、位置・領域に対するグループアドレスを利用した場合に従来の経路制御手法で効果的に経路構築ができない。そこで、従来のマルチキャスト経路制御の適応可能性を評価し、LBMに必要な経路制御の設計を行う。



## 第3章 位置依存マルチキャストアドレスの設計と評価

本章では、ネットワーク層で位置・領域の識別子として機能する Geographically Aggregatable Location-based Multicast Address (GALMA) を提案する。IP マルチキャストは、ネットワーク層で1対多の通信を実現する通信方式である。IP マルチキャストでは、単一の端末ではなく端末の集合であるグループに対して識別子を割り当て、その識別子宛の packets をマルチキャスト経路制御により対象の端末群（グループ）に属する端末へと複製し配信する。ユニキャスト通信で複数の端末に同じデータを配信するには、配信対象の端末数  $n$  個分のデータを送信元から送信しなければならない。一方でマルチキャスト通信は、グループを一つのマルチキャストアドレスで識別し、送信者がそのアドレスへデータを送信するだけでグループの端末群へと配信できる。グループへの配信過程では、ルータ・スイッチにおいて宛先グループの端末が存在しているルータ・スイッチへと適宜複製されて配送されていく。グループ識別子は、IPv4 及び IPv6 でユニキャストアドレスと別に割り当てられたマルチキャストアドレスを利用する [17–20]。

しかし、既存の IP マルチキャストでは、識別子に実世界の位置情報を埋め込むことが想定されていない。また、マルチキャストアドレスの構造は、ユニキャストアドレスのような階層構造を有していない。そのため、ルータが管理するマルチキャスト経路数は、グループ数に比例して増加してしまう問題がある。GALMA は、アドレス構造に四分木の階層構造を導入することで、柔軟な経路集約を実現しルータが保持するマルチキャスト経路数を削減する。一方、位置に応じた情報配信では、様々な大きさを有する領域を対象とした配信も多い。LBM では、GALMA の階層的なアドレス構造を用い、柔軟な領域指定を経路集約機能と同時に実現する。

### 1. 位置依存マルチキャストアドレスの設計

我々は、LBM の要件を満たす識別子として Geographically Aggregatable Location-based Multicast Address (GALMA) を提案する。GALMA は、実世界の位置を一意に識別する IPv6 マルチキャストアドレスである。このアドレスは、ユニキャストアドレスのような階層構造を応用することで、アドレス表記のみで領域指定と経路集約を同時に実現する。本節では、LBM で端末の識別子に用いる GALMA の仕組みと設計について述べる。

#### 1.1 識別子の要件

LBM の要件から識別子が満たすべき要件を明らかにする。

**一意な位置識別：**LBM において識別子は、地球上の任意の位置・領域を一意に識別できなければならない。

**領域指定：**位置依存情報配信では、特定の位置だけでなく一定の領域を宛先とした配信が多い。例えば、気象、災害情報は、都道府県や市区町村といった規模での配信が望まれる。配信領域は、個別のサービスに依存するため、位置に加えて柔軟な領域指定に対応できなければならない。

**経路集約：**LBM では、端末の位置・領域に対してアドレスが割り当てられるため、端末が存在する位置の数だけマルチキャストグループが生成される。そのため、端末の収容ルータ・スイッチは、グループ数に応じた経路を保持しなければならない。ユニキャストの経路制御では、広告する経路をプレフィックス長により集約することで経路数の肥大化を防いでいる。例えば、IPv6 ユニキャストの {2001:200:16a:1010::/64, 2001:200:16a:1020::/64, ..., 2001:200:16a:10f0::/64} という経路は、{2001:200:016a:1000::/56} と集約され 1 経路として経路広告できる。しかし、既存の IP マルチキャスト経路制御及び IP マルチキャストアドレスの割り当ては、マルチキャスト経路集約を考慮していない。そのため、既存のマルチキャストを LBM に適用すると、利用者端末が存在する位置の数に応じてマルチキャスト経路が増加してしまう。そこで、LBM では、ユニキャスト経路制御のようにアドレス構造により経路集約し、ルータが保持すべきマルチキャスト経路数を削減しなければならない。また、この経路集約は、前述の領域指定の要件と合わせて地理的に集約されなければならない。



## 1. 位置依存マルチキャストアドレスの設計

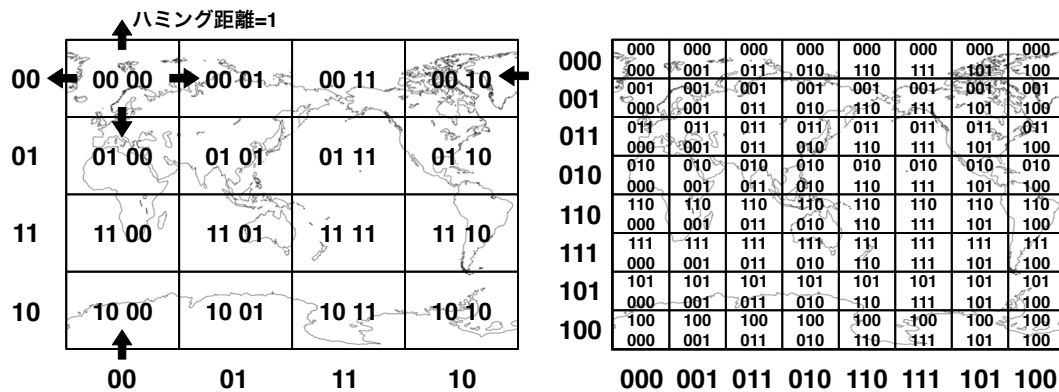


図 3.1 アドレスの割り当て例 (2 ビット, 3 ビット)

### 1.2 GALMA : Geographically Aggregatable Location-based Multicast Address

本研究では、実世界の領域を格子状に分割し、交番二進符号の一意的識別子を各格子に割り当てることでマルチキャストアドレスを決定する方式を提案し、Geographically Aggregatable Location-based Multicast Address (GALMA) と名付ける。図 3.1 は、地球上の領域を 16 分割 (4 ビット) と 64 分割 (6 ビット) した例である。GALMA は、分割時のビット数が大きくなるほど格子の粒度は細くなる。この割り当て方式では、隣接する格子との符号間のハミング距離が常に 1 となる。

GALMA のアドレス構造は、図 3.2 に示す四分木の階層構造を有している。階層数は、緯度経度に割り当てられたビット長が階層数となる。例えば、図 3.1 は、左の 2 ビット側が第 2 階層、右の 3 ビット側が第 3 階層となる。第  $n + 1$  階層の上位  $n$  ビットが共通している 4 グリッドは、 $n$  階層で 1 つのグリッドに一意的に対応する。この際、 $n + 1$  階層の 4 つのグリッド識別子は、共通している上位  $n$  ビットが上位階層のグリッドの識別子となる。グリッドの大きさは、同階層のグリッドであっても地球の形状により一定ではない。赤道付近で単位グリッドあたりの大きさが最大となり、極に近づくにつれて単位グリッドあたりの大きさは最小となる。例えば東京都千代田区付近の緯度では、第 22 階層で約  $5\text{m} \times 5\text{m}$  になる。一方で赤道近くのシンガポールでは、第 22 階層で約  $8\text{m} \times 8\text{m}$  となる。したがって、端末が GALMA を決定する際とサービス提供者が情報を配信する際には、緯度を考慮して階層数を決める必要がある。

IP アドレスに位置情報を埋め込み、位置に依存した情報配信を行う仕組みとしては

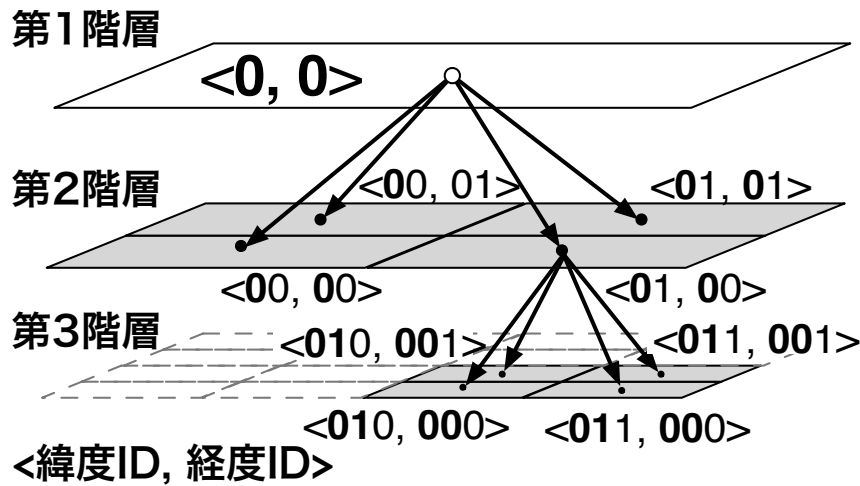


図 3.2 GALMA の四分木構造

GeoCast [21] がある。GeoCast では、宛先領域の緯度経度値をアドレスに埋め込むことで自由な矩形、円形領域を指定し、ルータがその形状を解釈しパケットの転送を行う。ただし、アドレス自体の仕組みとして経路集約ができないため、大規模な環境下では、端末数に比例して経路数が増加してしまう。

GALMA と類似したアドレス割り当て方式は、Internet Engineering Task Force (IETF) にインターネットドラフト [22] として提案されている。このドラフトでは、IPv6 ユニキャストアドレスに位置情報を元にしたビット列を埋め込む方式を提案している。同ドラフトでは、IP マルチキャストへの適用も示唆されているが、具体的な実現方法やその効果が明らかにされていない。また、本ドラフトは既に失効しており、標準化には至っていない。

### 1.3 位置・領域への ID 割り当て

#### GeoHash

GeoHash [23] は、緯度経度を階層的な構造を用いて文字列に変換し表現する。GeoHash は、BASE32 でエンコードされた文字列である。BASE32 は、0 から 32 の数値を 0 から 9 の数字と a,i,l,o を除いたアルファベットの 32 種類の文字でエンコードする。

## 1. 位置依存マルチキャストアドレスの設計

例えば ezs42 という文字列から緯度経度への変換方法を考える。まず、表 3.1 を用いて 2 進数へと変換する。ezs42 の 2 進数表現は、01101 11111 11000 00100 00010 となる。次にビット列を緯度、経度のビット列に分離する。このビット列を左から見て偶数番の値を経度、奇数番の値を緯度とする。この場合は、経度が 0111110000000、緯度が 101111001001 となる。2 進数からの緯度経度への変換は、最上位ビットから順に評価していく。緯度は、 $-90 - +90$  の区間が 2 分割され  $-90 - 0, 1 - +90$  に分割され、0 と 1 が割り当てられる。これを再帰的に繰り返す。最下位ビットは、区間の中央値を採用する。経度も同様である。GeoHash により決定された文字列同士は、物理的な位置が近いほど符号間の距離も近くなる性質がある。

GeoHash では、赤道、子午線を挟んだ近傍点で共通する文字列が発生しない。GeoHash は、2008 年 2 月 26 日にパブリックドメインとされている。GeoHash に類似するアルゴリズムには、特許化されている [24-26] がある。

GeoHash では、各グリッド内での分割された 4 グリッドではハミング距離が 1 となる。しかしながら、グリッド間の境界では、分割数が増えていく毎に比例してハミング距離が増加していく。一方で、GALMA では、分割数を増やしても境界のグリッド間でのハ

表 3.1 Base32 Encoding

数値	0	1	2	3	4	5	6	7	8
BASE32	0	1	2	3	4	5	6	7	8
2 進数	00000	00001	00010	00011	00100	00101	00110	00111	01000
数値	9	10	11	12	13	14	15	16	17
BASE32	9	b	c	d	e	f	g	h	j
2 進数	01001	01010	01011	01100	01101	01110	01111	10000	10001
数値	18	19	20	21	22	23	24	25	26
BASE32	k	m	n	p	q	r	s	t	u
2 進数	10010	10011	10100	10101	10110	10111	11000	11001	11010
数値	27	28	29	30	31				
BASE32	v	w	x	y	z				
2 進数	11011	11100	11101	11110	11111				

### 第 3 章 位置依存マルチキャストアドレスの設計と評価

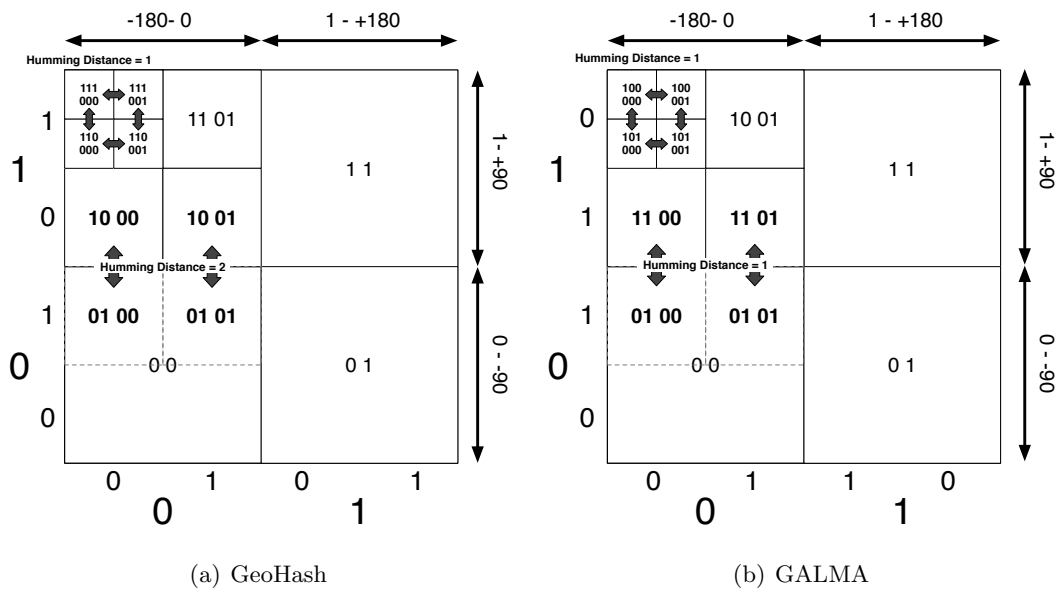


図 3.3 GeoHash と GALMA の比較

ミング距離は 1 で一定である。

#### 1.4 経路集約と領域指定の実現

GALMA は、マルチキャストアドレスの階層構造により宛先の柔軟な領域指定と経路集約を同時に実現できる。経路集約は、収容ルータにおいて収容端末群の GALMA を包含する上位階層の GALMA を計算により求めることで実現する。各ルータは、それぞれが保持している経路を 1 つないし少数の GALMA に集約し、上位ルータに広告することでバックボーンネットワークにおいてルータが保持すべき経路数を削減する。領域を指定した配信は、配信したい領域の細かなアドレスに個別に配送するのではなく、領域全体を包含する上位階層のアドレスを宛先として配信する。GALMA は、各アドレスが矩形領域である。そのため、矩形以外の領域への配信は、領域を構成する複数の矩形領域を宛先として送信しなければならない。配送時に経由するルータにおいて、宛先領域に包含される経路を保持するルータへ段階的にマルチキャスト転送をしていく。これにより、メッセージを宛先領域内に存在する全ての端末に配送できる。この配送方式では、宛先 GALMA よりも深い階層の GALMA を端末が持っていた場合に端末はその情報を受信できる。一方、宛先 GALMA よりも浅い階層の GALMA をもつ端末は、宛先 GALMA が

その領域内に位置していても受信できない。

従来の IP マルチキャストにおいてルータが保持するマルチキャスト経路数の増加を抑制する Aggregated Multicast [27] は、マルチキャストグループ毎に構成されている配送木上で共通する部分配送木を共有することで、ルータが保持するマルチキャスト経路数を削減している。しかし、共有可能な部分配送木を計算により求める必要がある。また、ルータにおいてマルチキャストグループから部分配送木との対応付けが必要であり、マルチキャスト経路数の削減効果は限定的である。

### 1.5 GALMA の決定方法

端末の緯度経度から GALMA を決定する方法を説明する。緯度  $C_{lat}$ 、経度  $C_{lon}$  は、端末の位置である。尚、以下の説明と式において緯度経度は、測地系として WGS84 の十進数表記を想定する。WGS84 において緯度は  $(-90, +90)$ 、経度は  $(-180, +180)$  の値を取る。緯度側の階層  $D_{lat}$ 、経度側の階層  $D_{lon}$  は、指定され与えられるものとする。式 3.1,3.2 で緯度、経度を  $0^\circ - 180^\circ$ 、 $0^\circ - 360^\circ$  に正規化する。そして、式 3.3,3.4 で緯度・経度方向のグリッド番号  $CID_{lat}, CID_{lon}$  を得る。次に、グリッド番号を交番二進進符号に変換し  $G_{lat}, G_{lon}$  を得る。得られた  $G_{lat}, G_{lon}$  のビット列を上位ビットから交互に並べたビット列を  $Loc_{id}$  とする。

$$C'_{lat} = C_{lat} + 90 \quad (3.1)$$

$$C'_{lon} = \begin{cases} C_{lon} & (0^\circ E < C_{lon} < 180^\circ E) \\ 360 - C_{lon} & (0^\circ W < C_{lon} < 180^\circ W) \end{cases} \quad (3.2)$$

$$CID_{lat} = \lfloor (2^{D_{lat}} \times C'_{lat}) / 180 \rfloor \quad (3.3)$$

$$CID_{lon} = \lfloor (2^{D_{lon}} \times C'_{lon}) / 360 \rfloor \quad (3.4)$$

GALMA は、上記の手順で決定された  $Loc_{id}$  を IPv6 アドレスに埋め込むことで決定する。アドレス構造は、図 3.4 に示すように IPv6 マルチキャストアドレスの Group ID (112 ビット) に  $Loc_{id}$  と緯度、経度方向の階層  $D_{lat}, D_{lon}$  を埋め込む。 $D_{lat}, D_{lon}$  には、6 ビットずつ合計 12 ビットを割り当てる。 $Loc_{id}$  と  $D_{lat}, D_{lon}$  の合計ビット数は、112 ビットとなる。階層数を深くすると、数十 cm から数 cm 単位の粒度でアドレスを割り当てることができる。

### 第 3 章 位置依存マルチキャストアドレスの設計と評価

表 3.2 各階層における 1 グリッドの大きさ

階層数 (n)	分割数 ( $2^n$ )	緯度方向 [m]	経度方向 [m]
1	2	19,970,322	20,037,504
2	4	9,985,161	10,018,752
3	8	4,992,580	5,009,376
4	16	2,496,290	2,504,688
5	32	1,248,145	1,252,344
6	64	624,072	626,172
7	128	312,036	313,086
8	256	156,018	156,543
9	512	78,009	78,271
10	1,024	39,004	39,135
20	1,048,576	38	38
30	1,073,741,824	$3.7 \times 10^{-3}$	$3.7 \times 10^{-3}$
40	1,099,511,627,776	$36 \times 10^{-6}$	$36 \times 10^{-6}$
50	1,125,899,906,842,620	$35 \times 10^{-9}$	$36 \times 10^{-9}$

階層数  $D_{lat}, D_{lon}$  は,  $Loc_{id}$  における緯度経度方向のビット長を表す.  $D_{lat}, D_{lon}$  の値を変更することで,  $Loc_{id}$  の有効ビット長を制御できる. 表 3.2 は, 各階層における 1 グリッドの大きさの一覧である. 本論文のユースケース (第 2 章 第 5 節) では, 利用者端末やセンサデバイスを対象としている. このようなケースでアドレスの階層数は, 端末の周囲数  $m$  の精度しか必要とせず 22-24 階層程度で良い. しかし, 将来の用途では, デバイスの小型化やニーズの変換により, 現在より細かな粒度での位置依存情報配信, 制御が必要になる可能性がある. この時 GALMA は, 階層数を変化させることでそれぞれの用途に応じた粒度での情報配信が可能であり, 新たなマルチキャストアドレスの設計・割当てが不要である. また, 経路制御手法も階層数に関わらず同じ手法をそのまま適応でき, 新たなプロトコル設計や機器導入も不要である.

表 3.3 は, RFC7346 [28] で定義されている IPv6 マルチキャストアドレスのスコープと値の割当て一覧である. スコープは, マルチキャストグループの用途を特定するために用いられ, 4 ビットで表現される. 現在は, 16 個の内 9 個 (Reserved を含む) の値が既に割当てられており, 残り 7 個が未割り当てとなっている. GALMA は, 既に定義

## 1. 位置依存マルチキャストアドレスの設計

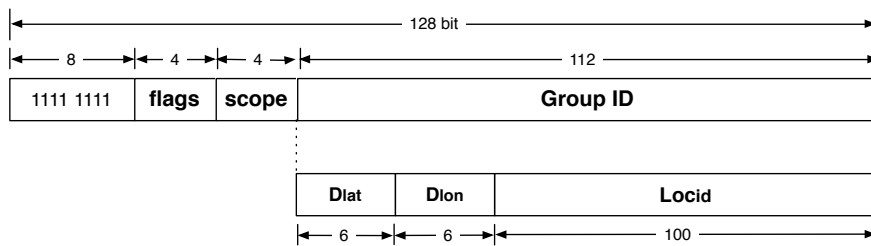


図 3.4 GALMA のアドレス構造

されているスコープとは異なる用途で用いられる。そのため、未割り当ての値から新たに GALMA 専用のスコープを割り当てることになる。例えば、GALMA のスコープ名として *Global-LBM*、スコープ値として *D* を割り当てることが考えられる。

表 3.3 IPv6 マルチキャストアドレスにおけるスコープ割当て一覧  
値 (16 進数) | スコープ名

値 (16 進数)	スコープ名
0	Reserved
1	Interface-Local scope
2	Link-Local scope
3	Realm-Local scope
4	Admin-Local scope
5	Site-Local scope
6	Unassigned
7	Unassigned
8	Organization-Local scope
9	Unassigned
A	Unassigned
B	Unassigned
C	Unassigned
D	Unassigned
E	Global scope
F	Reserved

### 1.6 位置情報から GALMA への変換例

本節では、1.5 節で示した GALMA の決定方法を利用したアドレス決定例を説明する。

この例では、東京都千代田区にある東京駅的位置（緯度 35.681296 度，経度 139.766945 度）を利用する。GALMA における緯度経度の階層数は、22 階層とする。この位置情報と階層数から  $Loc_{id}$  を求める計算過程は、式 3.5 から式 3.12 のとおりである。

$$C_{lat} = 35.681296, C_{lon} = 139.766945 \quad (3.5)$$

$$C'_{lat} = 125.681296, C'_{lon} = 139.766945 \quad (3.6)$$

$$CID_{lat} = 2928586, CID_{lon} = 1628402 \quad (3.7)$$

式 3.8, 3.9 では、 $CID_{lat}, CID_{lon}$  とそれらを 1 ビット右シフトした値との排他的論理和をとり、交番二進符号値  $G_{lat}, G_{lon}$  を求める。 $G_{lat(2)}, G_{lon(2)}$  は、 $G_{lat}, G_{lon}$  の 2 進数表現である。 $G_{lat(2)}, G_{lon(2)}$  のそれぞれの最上位ビットから交互に並べたものが  $Loc_{id}$  となる。上記のように、緯度，経度，階層数から GALMA を決定できる。

$$G_{lat} = CID_{lat} \oplus CID_{lat} \gg 1 = 3864623 \quad (3.8)$$

$$G_{lon} = CID_{lon} \oplus CID_{lon} \gg 1 = 1356939 \quad (3.9)$$

$$G_{lat(2)} = [1110101111100000101111] \quad (3.10)$$

$$G_{lon(2)} = [0101001011010010001011] \quad (3.11)$$

$$Loc_{id} = [1011100110001110111110 \\ 0100000100100011101111] \quad (3.12)$$

図 3.5 は、22 階層の GALMA に変換された 4 地点 (Building A, B, C, D) が上位階層のグリッドにどのように包含されるかを図示している。17 階層では、Building A と B が一つのグリッド ( $Loc_{id} : 1110100111010111***** 10010000110001110*****$ ) に含まれるている。(\*はワイルドカードである) さらに 16 階層では、全ての地点が一つのグリッド ( $Loc_{id} : 1110100111010111***** 1001000011000111*****$ ) に包含される。このように GALMA は、任意の位置を一意的なアドレスに変換し、四分木の階層構造によりアドレス間に包含関係を持つ。



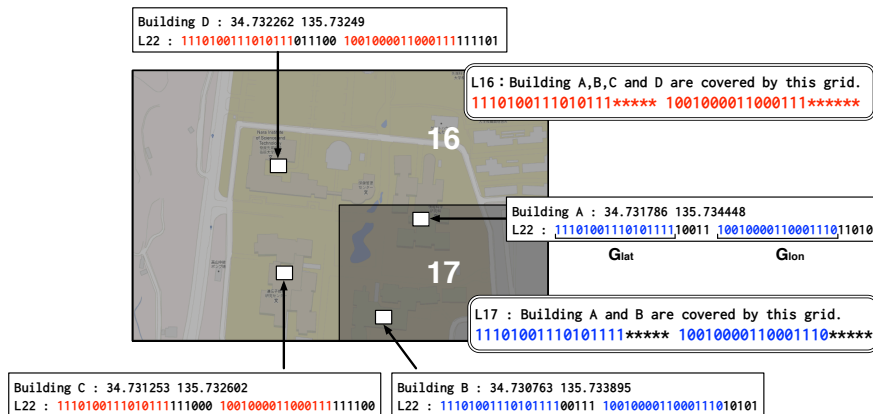


図 3.5 GALMA への変換例

## 2. GALMA の性能評価

### 2.1 各階層におけるアドレス数

実際の位置情報データを用いて、GALMA の各階層で決定されるアドレス数を解析する。

位置情報データは、東京大学空間情報科学研究センター [29] が提供している人の流れデータ（以下、PF データ）を利用した。PF データは、地方自治体が数年毎に実施しているアンケート形式のパーソントリップ調査により得られた離散的な移動データを基に、被験者の滞在地点間を 1 分単位で最短経路補間したデータである。アンケートでは、選ばれた住民が定められた期間内の行動（移動元、移動先、移動した時間、移動手段）を記録する。評価では、1998 年度東京都市圏 PF データから全データ 72 万 2000 人分の 12:00 時点での位置データ（緯度、経度）を抽出し、第 1 から 22 階層の階層毎に GALMA へ変換する。東京都市圏 PF データは、東京を中心とする半径約 80km 圏域で、東京都、神奈川県、埼玉県、千葉県、茨城県 (南部) が対象である。

解析において最深の階層数を 22 階層としているのは、評価に用いた GPS データの精度から 22 階層より深い階層でアドレスを決定したとしても総アドレス数に変化が認められなかったためである。上記の理由から以降の解析では、最深の階層数を 22 階層としているが、22 階層が GALMA の上限階層数ではない。GALMA のアドレス構造 (図 3.4) では、緯度経度方向の階層数を識別するためにそれぞれ 6bit を割当てており、最大で 50 階層まで深くすることができる。

### 第 3 章 位置依存マルチキャストアドレスの設計と評価

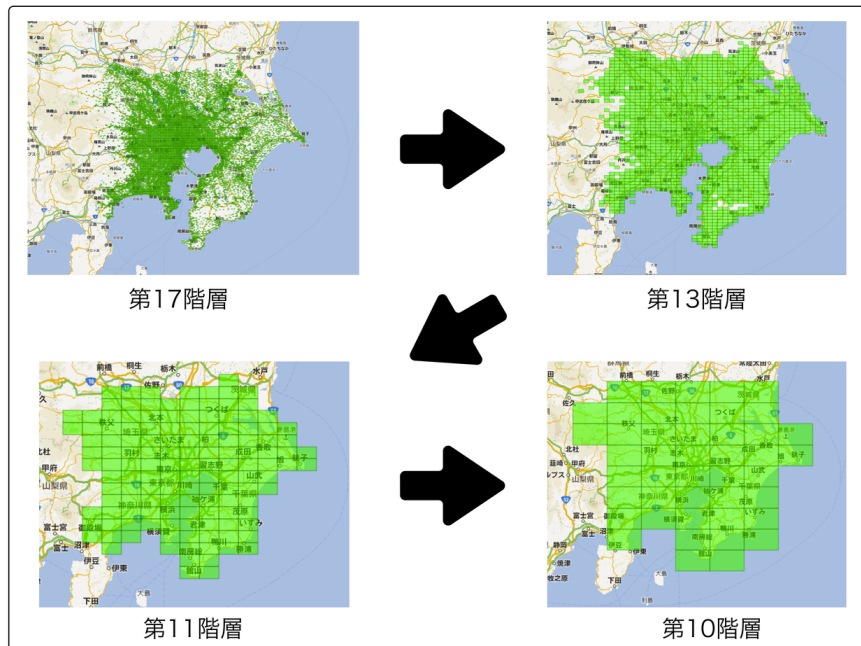


図 3.6 GALMA のアドレス区画描画例 (第 17,13,11,10 階層)

図 3.7 は、各階層での総アドレス数を図示したものである。グラフは、 $x$  軸が階層番号、 $y$  軸がアドレス数 (対数軸) である。階層数が 22 階層から順に浅い階層になるにつれて総アドレス数が減少している。第 22 階層での総アドレス数は、53,821 個である。第 4 階層より浅い階層では、PF データの地理的な広がりを上回るために 1 個のアドレスに集約される。図 3.6 は、全位置データを 17,13,11,10 階層の GALMA に変換した際のアドレス区画を地図上に描画したものである。

#### 2.2 GALMA の更新頻度

LBM では、携帯端末の位置が利用者の移動に伴い変化する。端末の位置に応じた情報配信には、端末の位置に応じて GALMA が更新されなければならない。アドレスの更新は、端末から收容ネットワークに対して更新を通知することで行われる。この際、アドレス更新が頻繁に発生すると、ネットワーク全体に負荷を掛けてしまう。そこで、PF データを用いて GALMA の更新頻度を解析する。

まず、PF データからランダムに 100, 1000, 10000, 100000 人のデータセットを作成す

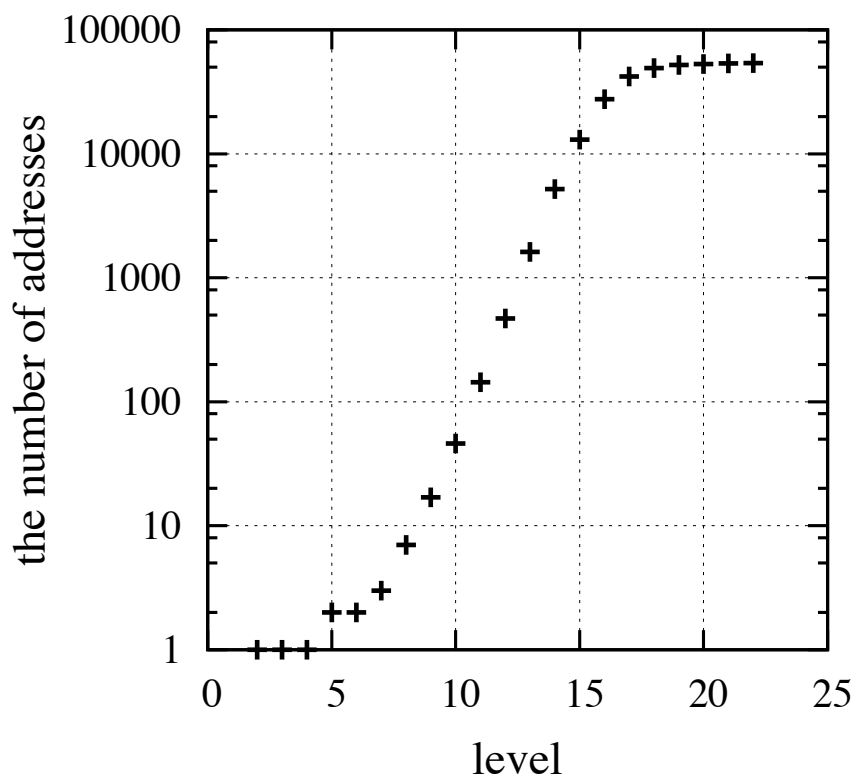


図 3.7 各階層におけるアドレス数

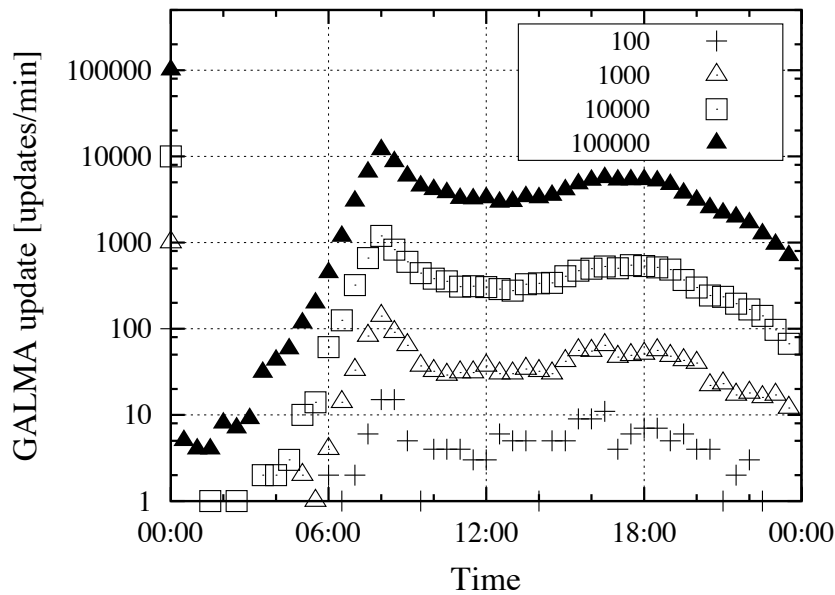


図 3.8 GALMA 更新数の時間変化

る。それぞれの人数毎に 10 個の異なるデータセットを作成する。各データから 00:00 から 23:59 までの位置情報を 1 分刻みで読み込み、各端末の GALMA を第 22 階層で決定する。時刻  $t$  で決定されたアドレスが  $t-1$  のアドレスと異なる場合には、GALMA が更新されたとみなす。

図 3.8 は、端末数 100, 1000, 10000, 100000 での更新数の時間変化を示している。午前 02:00 から午前 08:00 にかけて徐々に更新数が増加していく。これは、通勤・通学の時間帯であり人々が最も移動する時間帯であるため、GALMA も逐次更新されている。最もアドレス更新が発生する時間は、午前 08:00 前後であることもわかる。図 3.9 は、各端末数における同時更新端末数の割合を箱ひげ図で示している。同時に更新される最大端末数は、端末数が増加すると更新する端末数が約 11% に収束する。そのため、経路制御では、最大で 11% の収容端末がアドレスを更新することを前提としたプロトコルの設計が求められる。

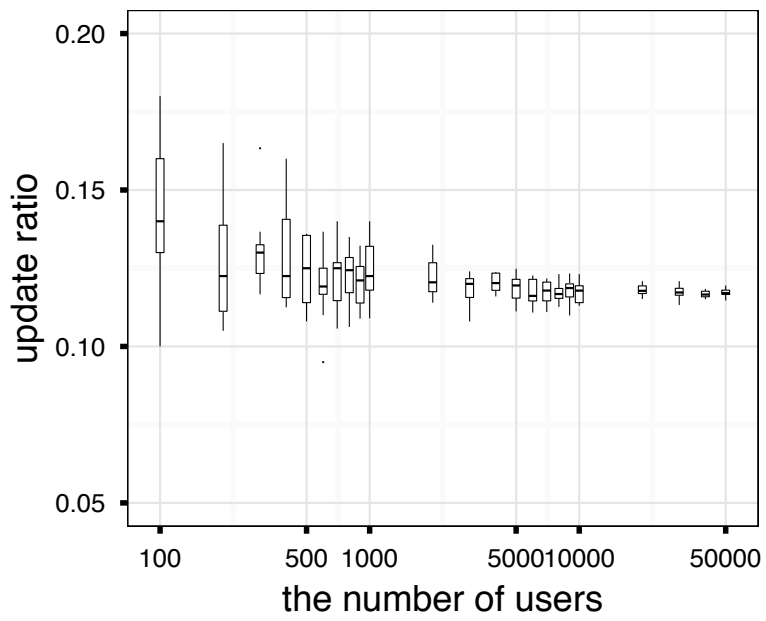


図 3.9 端末数に対する GALMA 更新割合

### 2.3 異なるアドレス割り当て方式との比較

GALMA は、地球上を矩形領域に分割しマルチキャストアドレスを割り当てる。LBM のためのマルチキャストアドレスの割り当て方式は、他にもいくつかの方式が考えられる。そこで、GALMA と他のアドレス割り当て方式と比較し、GALMA の優位性を明らかにする。

一つ目は、位置情報をマルチキャストアドレスに 1:1 で対応させる地点方式である。この方式では、マルチキャストアドレスに包含関係がなく集約できない。二つ目は、行政区画単位でマルチキャストアドレスを割り当てる街区方式である。この方式は、端末の位置情報から所在地の行政区画（都道府県，市区町村，街区大字町丁目）を割り出し、区画毎に一意にマルチキャストアドレスを割り当てる方式である。

表 3.4 は、GALMA と地点，街区方式の比較表である。まず，各方式を採用した際にバックボーンネットワークが保持しなければならないマルチキャスト経路数を見積もる。地点，街区をもとにした場合には，経路集約ができないため端末の位置の数  $U_i$  だけアドレスが決定される。そのため，ネットワークが管理すべきマルチキャスト経路数は， $O(U_i)$  となる。ただし，街区方式での最大経路数は，行政区画の数である。GALMA では，ルータにおいて経路集約が施されるため，端末を収容するエッジルータでの経路数は他方式と同様に経路数が端末数に比例する。しかし，GALMA では，ルータが収容している経路を包含するアドレスを決定しコアルータに対して集約された経路を広告できる。そのため，コアの経路数は，エッジルータの数を  $\#ER$  とすると  $O(\#ER)$  となる。

街区方式では，アドレス決定のために各端末に位置と行政区画の変換を行うための参照データベースが必要不可欠である。一方で地点方式，GALMA は，参照データなしに位置情報から計算により一意にアドレスを決定できる。

図 3.10 は，地点・街区・GALMA（22 階層）による端末数に対するアドレス数を解析した結果である。解析は，PF データから 100-100000 人のデータをランダムに選択し各被験者の位置情報を地点，街区方式で変換した。街区方式では，各地点に該当する街区（市区町村-町丁目）に変換しマルチキャストアドレスとする<sup>1</sup>。図中の  $x$  軸は，端末数の対数軸であり， $y$  軸は，決定されたアドレス総数である。各方式では，端末数の増加に応じてアドレス数が増加する。地点と GALMA のアドレス数は，端末数に限らずほぼ等しい。これは，解析に利用した「人の流れデータ」の位置精度が GALMA の 22 階層の粒度に近いためである。実際の GPS センサは，より位置精度が高く，受信状況や外乱の

---

<sup>1</sup>位置情報から街区の変換には，国土交通省 国土制作局 位置参照情報を利用

影響により同じ位置であっても必ずしも同じ緯度、経度とはならない。そのため、地点方式では、異なる地点として認識されるためアドレス数が GALMA に比べて多くなるはずである。街区方式では、1 アドレス当たりの面積が広いことため端末数が増加すると地点・GALMA 方式に比べて総アドレス数が少なくなる。また、グラフ中の GALMA のアドレス数は、端末収容ルータにおけるアドレス数である。上位のルータが保持する経路数は、収容ルータがアドレスを集約することで大幅に削減することができる。例えば、各収容ルータに収容される端末の GALMA を一つに集約すれば、上位ルータでの経路数を最大でも収容ルータ数程度に抑えることができる。他の地点・街区方式では、アドレスレベルでの経路集約が施せないため、グラフに示されるような経路数を各ルータが保持しなければならず現実的ではない。

表 3.5 は、主要な移動体通信事業者 3 社の関東地区における 3G 用基地局数と GALMA を利用した場合に基地局ルータ 1 台当たりが管理しなければならない経路数である。経路数は、総アドレス数を各事業者の基地局数で割ることで算出した。尚、簡単化のため各基地局に IP 網用ルータが設置されており、端末が収容されていると仮定する。そのため、各基地局のルータが収容する経路数は、約 1 経路である。実際は、基地局と収容ルータの構成、基地局の物理的配置が一律でないために経路の偏りが生じる。基地局ルータから上位ルータに広告された経路は、再集約することで経路数が大幅に減少する。他方の地点、街区方式を用いた IP マルチキャストでは、経路集約できないため端末の位置数に応じた経路を網全体で保持しなければならない。

### 3. 議論

#### 3.1 端末位置の追従

2.2 節では、第 22 階層での GALMA 更新頻度を解析した。GALMA の同時最大更新数は、総端末数に対して約 11% であることが分かった。しかしながら、各端末が実際に必要とする GALMA の階層は、端末の利用者、アプリケーションに応じて設定される。第 22 階層以上では、1 アドレスあたりの領域サイズが大きくなるためアドレスの更新間隔が伸びる。従って、端末を収容するネットワークは、1 分あたりに少なくとも収容端末数の 11% 程度の同時更新に耐えられるように設計する必要がある。このアドレス更新により、端末の位置が移動してもその地点に応じた情報配信ができる。

<sup>2</sup>総務省 無線局統計情報 (2013 年 1 月 現在)

### 第 3 章 位置依存マルチキャストアドレスの設計と評価

---

表 3.4 マルチキャストアドレス割当方式の比較

アドレス方式	地点	街区	GALMA
経路数	$O(U_i)$	$O(U_i)$	コア: $O(\#ER)$ エッジ: $O(U_i)$
アドレス形状	点	区画形状	矩形
領域指定機能	なし	あり	あり
経路集約機能	なし	なし	あり
事前情報	不要	必要 (行政区画の位置情報)	不要

表 3.5 基地局毎の経路数比較

事業者	基地局数 <sup>2</sup>	基地局あたりの経路数
A	16,353	1.4
B	17,124	1.3
C	27,427	0.8



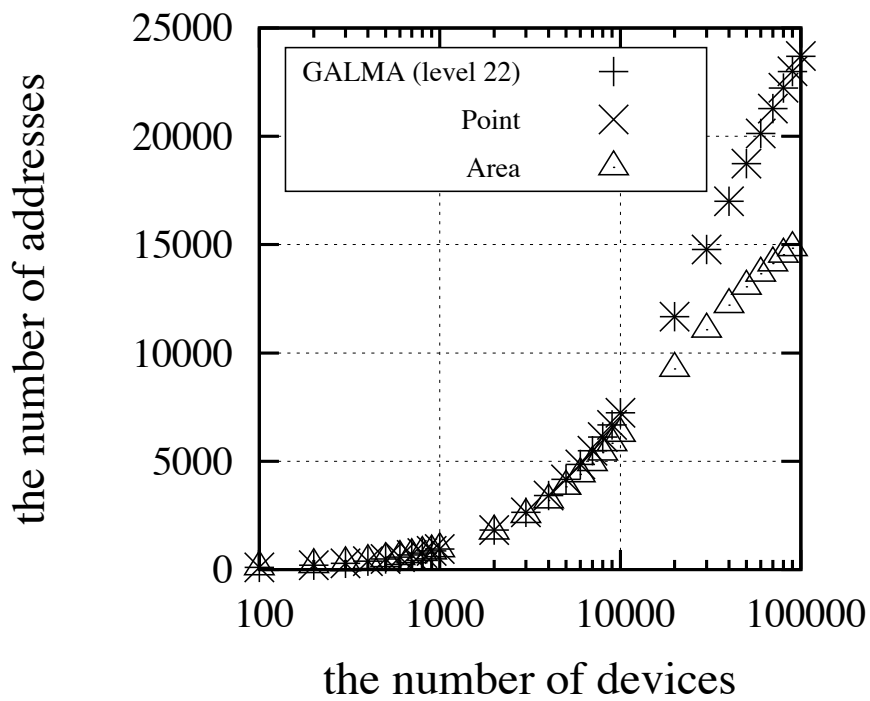


図 3.10 地点・街区方式によるアドレス割り当て数の推移

### 3.2 配信領域の指定

地点、街区、GALMA 方式での配信時の領域指定について述べる。地点方式では、地点にしかアドレスが割り当てられないため特定の地点しか宛先に指定できない。街区方式では、アドレス自体が行政区画の領域を反映しているため、容易に領域を指定した配信ができる。GALMA では、形状が矩形領域であるため、特定の行政区画を対象とする場合にその行政区画を包含する一つないし複数のアドレスを決定することで同様の宛先への配信を実現できる。GALMA は、他の 2 方式に比べて経路集約が可能であり、且つ領域指定も可能である点が優れている。従って、ネットワークの規模拡張性を考慮すると IP マルチキャストで LBM を実現する識別子として GALMA が適していると考えられる。

### 3.3 GALMA を用いたマルチキャスト経路制御

本節では、GALMA を用いて LBM を実現する上で必要な経路制御技術に関して考察する。LBM を実現するためには、本論文で述べたマルチキャストアドレスの割り当てに加えて、端末のメンバシップ管理、マルチキャスト経路制御が必要となる。

現在の IP マルチキャストでは、Internet Group Management Protocol (IGMP), Multicast Listener Discovery (MLD) により端末のマルチキャストグループの所属関係を管理している。端末の収容ルータ・スイッチが、Membership Query を定期的に端末へ送信し、端末は Report を返すことでマルチキャストグループへの参加 (join)、離脱 (leave) を管理する。LBM においても端末のグループ所属管理は、GALMA が IPv6 マルチキャストアドレスに位置情報を埋め込むため MLD を採用できると考える。LBM では、端末が位置に応じて自律的に GALMA を決定し、収容ルータに join する。端末が移動し GALMA が変更された場合には、新しい GALMA に join する。これにより、端末の移動に追従した情報配信を実現する。

マルチキャスト送信者から LBM パケットを配送するためには、送信者端末から配送先端末まで転送できるようにしなければならない。GALMA は、IPv6 マルチキャストアドレスであるため、経路制御に既存の IP マルチキャスト経路制御プロトコルを適応できる。しかし、現在のマルチキャスト経路制御では、ルータが保持するマルチキャスト経路数がグループ数に比例する。そのため、端末位置をグループとして識別する LBM では、端末の存在する位置の数だけグループが決定されるため、マルチキャスト経路数が膨大になってしまう。ルータが保持する経路数を削減し規模拡張性を実現するためには、

GALMA のアドレス階層構造を生かしたマルチキャスト経路制御手法が必要である。また、配送制御では、宛先 GALMA の領域に含まれる全ての端末に配信できるように、その GALMA に包含される GALMA へと複製・転送して行かなければならない。

同一地域内でサービスを提供している Internet Service Provider (ISP) は、同じマルチキャスト経路を保持する。また、複数の国・地域にまたがる単一 ISP は国・地域を包含する一経路もしくは複数に分割した経路を広告することが想定される。そのため、ドメイン間マルチキャスト経路制御の実現には、ドメイン内経路制御と同様に GALMA の包含関係を考慮したパケット複製・転送機能が必要である。

#### 4. まとめ

本章では、端末の位置に依存した情報配信をネットワーク層で実現する LBM のために IPv6 マルチキャストアドレスとして GALMA を提案した。LBM は、IP マルチキャストとして実装されるためキャリア・サービス提供者に非依存に位置依存情報配信をネットワーク層で実現できる。GALMA は、端末の位置情報とマルチキャストアドレスを一意に対応付け、位置に応じた情報配信を IP マルチキャストにより実現する。このアドレスは、階層的なアドレス構造を利用し、ユニキャストアドレスのような経路集約機能と、柔軟な領域指定をアドレスのみで同時に実現する。

評価では、実際に人の移動軌跡データを集めた人の流れデータを用い、端末数に対するアドレス数の変化、アドレスの更新頻度、他方式に対する優位性を明らかにした。GALMA の 1 分当たりの同時最大更新数は、総端末数の約 11% であることがわかった。また、GALMA は、他のアドレス割り当て方式が端末の位置に応じて増加するのに対して、経路集約によりコアネットワークでの経路数を大幅に削減できることを示した。



## 第4章 位依存マルチキャスト経路制御手法 の設計と評価

第3章では、LBMを実現するべくIP網で位置・領域の識別子として機能する Geographically Aggregatable Location-based Multicast Address (GALMA) を提案してきた [30]. GALMA は、端末の位置・領域を階層構造を持った IPv6 マルチキャストアドレスに一意に対応付ける。本章では、GALMA の階層構造を利用した経路集約が可能なマルチキャスト経路制御手法を提案する。従来の IP マルチキャスト経路制御では、階層構造を持ったマルチキャストアドレスを想定しておらず、ユニキャストアドレスのように経路集約ができない。提案手法は、各ルータにおいて同一の送信元に対する経路を集約し、送信元方向の上位ルータに join する。これにより、ルータが保持しなければならない経路数を削減する。

### 1. 位置依存マルチキャスト経路制御

本節では、LBM で用いるマルチキャスト経路制御手法を説明する。

#### 1.1 IPv4/v6 マルチキャスト経路制御の問題点

現在のインターネットでは、マルチキャストを実現する方式として IP マルチキャストが用いられる。IP マルチキャストは、IPv4/IPv6 アドレスの空間から割り当てられたグループアドレス [18,19] を利用する。パケットは、送信元からグループアドレスを宛先として送信され、適宜複製されグループアドレスに参加 (join) している端末群に配送される。マルチキャスト経路制御には、Protocol Independent Multicast (PIM) [31] などが用いられている。

既存の IP マルチキャストにおいてグループアドレスに座標 (緯度, 経度) もしくは場所に対応付ければ、位置に対する情報配信が可能である。しかしながら、グループアド

## 第 4 章 位依存マルチキャスト経路制御手法の設計と評価

---

レスは対象となる位置の数だけ必要となる。既存の IP マルチキャストでは、ユニキャストのような経路集約が考慮されていないため、グループアドレス数に比例して経路が増加してしまう。経路数の増加は、ルータの経路表を枯渇させてしまい、大規模な配信基盤は形成できない。

### 1.2 マルチキャスト経路制御の設計

本小節では、階層的アドレス構造を利用したマルチキャスト経路制御手法を説明する。まず、LBM における経路制御では、ルータが保持するマルチキャスト経路数を少なくすることが肝要である。なぜならば、LBM では利用者端末の位置・領域の数だけグループアドレスが生成されるためである。例えば、GALMA では最小領域 (50 階層) でアドレスを生成した場合、 $2^{100}$  個のグループアドレスが生成される。そのため、LBM では経路集約なしにルータで全ての経路を保持することが困難である。

そこで GALMA の階層構造を利用し、マルチキャスト経路を各ルータで集約する手法を提案する。Source Specific Multicast (SSM) においてマルチキャスト経路は、マルチキャスト送信元アドレス  $S$  とグループアドレス  $G$  とを組み合わせたチャンネル  $S, G$  により構成される。従来の IP マルチキャストでは、送信元アドレスが共通であってもグループアドレスが異なれば別のチャンネルとして経路が構築される。そこで、提案手法では、送信元アドレス  $S$  が共通する場合にグループアドレスを集約し一つの経路とすることで、経路表の大きさを削減する。ルータは、マルチキャスト経路中で送信元アドレス  $S$  が同一のグループアドレス群を集約し  $G'$  を生成し、上位ルータに join する。図 4.1 に join 時の手順を示す。

ここで LBM における経路集約について説明する。例えば、同一の送信元  $S_1$  に対して次の 3 つの経路  $\{(S_1, \text{ff00::002d:6786:1929:7742}), (S_1, \text{ff00::002d:6786:3f12:873b}), (S_1, \text{ff00::002d:6786:3b36:d989})\}$  が存在した時、これらの経路を一つの経路  $(S_1, \text{ff00::003b:2786:0000:0000})$  にまとめることを経路集約と定義する。<sup>1</sup>集約後のグループアドレス  $\text{ff00::003b:2786:0000:0000}$  は、集約前の 3 個のアドレスが指す領域を包含している。

図 4.2 に leave 時の手順を示す。leave 時は、まず自ルータがもつ集約前経路表から対象のエントリを削除する。その後送信元  $S$  に対して集約前経路表にエントリが存在する場合は、経路を再集約し  $G''$  を生成する。もし、 $G''$  と  $G'$  が異なれば、上位ルータに対

---

<sup>1</sup>集約後のアドレスが  $\text{ff00::002d:6786:0000:0000}$  とならないのは GALMA 自身にプレフィックス長を埋め込んでおり、集約によりプレフィックス長が変化したためである。

1. 端末が現在の位置情報（緯度経度）からグループアドレス (GALMA)  $G$  を決定
2. マルチキャスト送信元アドレス  $S$  とグループアドレス  $G$  を指定して接続ルータ/スイッチ  $R_0$  に join
3. 集約前マルチキャスト経路表に  $\langle S, G \rangle$  と端末 ID を追加
4. ユニキャスト経路表を元にルータ  $R_0$  から  $S$  へのネクストホップ  $R_{next}$  を取得
5. 送信元アドレス  $S$  への経路が経路表に存在するか否かを検索
  - (存在する)  $\rightarrow$  (6)  $\leftarrow$
  - (存在しない)  $\rightarrow$  (10)  $\leftarrow$
6. 現在の  $S$  に対する経路  $\langle S, G_{current} \rangle$  の  $G_{current}$  に  $G$  が含まれるか否かを判断
  - ( $G \in G_{current}$ )  $\rightarrow$  終了
  - ( $G \notin G_{current}$ )  $\rightarrow$  (7)  $\leftarrow$
7.  $G$  と  $G_{current}$  を包含する  $G'$  を生成
8. 送信元アドレス方向の上流ルータ  $R_{next}$  に  $\langle S, G' \rangle$  で join
9. 送信元アドレス方向の上流ルータ  $R_{next}$  に  $\langle S, G \rangle$  を leave  $\rightarrow R_{next}$  で (3) から繰り返し
10. 送信元アドレス方向の上流ルータ  $R_{next}$  に  $\langle S, G \rangle$  で join  $\rightarrow R_{next}$  で (3) から繰り返し

図 4.1 join 手順

して  $S, G''$  で join した後、 $S, G'$  で leave する。これは、 $S, G''$  で join するまで  $S, G'$  の経路を残しておく理由は、集約操作により対象チャンネルの経路がなくなること防ぐためである。送信元  $S$  に対する経路が存在しなければ、上位ルータに対して  $S, G'$  で leave する。

各ルータは、マルチキャスト用の経路表として集約前・集約後という2種類の経路表をもつ。集約前経路表には、下位ルータからの join に基づく経路を持ち、集約後経路表は上位ルータへの集約した経路を保持する。尚、マルチキャストパケットの転送時は、集約前経路表からパケットの宛先グループアドレスに包含されるグループアドレス群に対して適宜複製し転送する。

IP マルチキャストにおいては、ルータが保持するマルチキャスト経路数を抑制する試

## 第 4 章 位依存マルチキャスト経路制御手法の設計と評価

---

みとして Aggregated Multicast [27] がある。この手法では、マルチキャストグループ毎に構成された配送木間で共通する部分配送木を共有し、ルータが保持するマルチキャスト経路数を削減している。しかし、共有可能な部分配送木を計算により求める必要がある。また、ルータにおいてマルチキャストグループから部分配送木との対応付けが必要であり、マルチキャスト経路数の削減効果は限定的である。

### 集約前マルチキャスト経路表

- Source : 送信元 IP アドレス
- Group : グループアドレス (GALMA)
- Up Stream : 上位ルータ
- Down Stream : 下位ルータ
- Clients : 端末リスト (複数可能)

### 集約後マルチキャスト経路表

- Source : 送信元 IP アドレス
- Group : グループアドレス (GALMA)
- Up Stream : 上位ルータ
- Down Stream : 下位ルータ (複数)

図 4.3 は、ルータ 4 台からなるツリー型トポロジにおける join 手順を図示したものである。端末  $\{a, b, c\}$  がルータ  $R_4$  にある共通の送信元  $S$  に対して各端末の位置で join した場合である。図中の経路表は、左側が集約前、右側が集約後の経路表であり、視覚的にわかりやすいようにグループアドレスを実世界の領域に格子状に割り当てたものになっている。エッジルータ  $\{R_1, R_2\}$  から上位ルータに向かって経路が集約されていく様子がわかる。

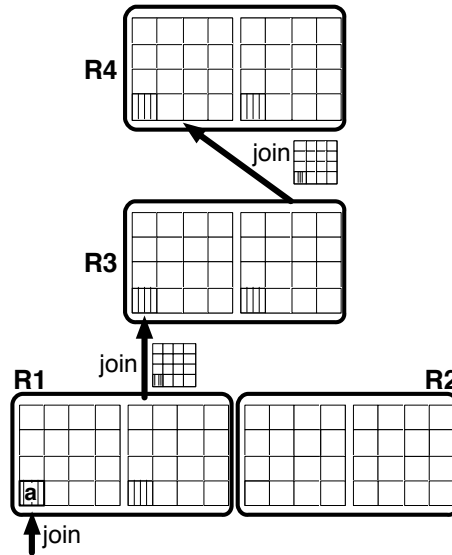
## 2. 経路数削減効果の評価

本節では、経路制御手法の有効性を既存のマルチキャスト経路制御手法である PIM-SSM とシミュレーションにより比較することで明らかにする。評価指標には、各ルータが保持するマルチキャスト経路数を用いる。経路数が収容端末数、送信元端末数、ルータ数に対してどのように変化するかを測定する。

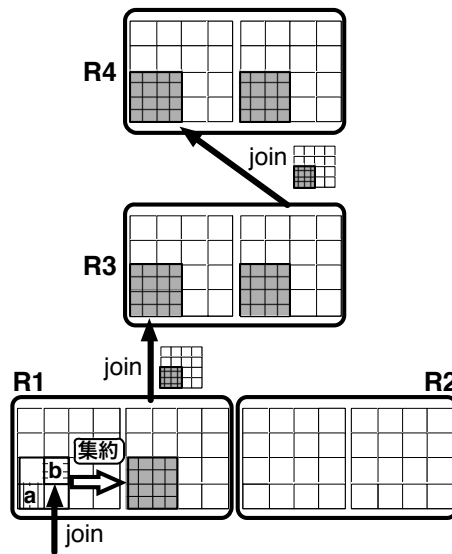


1. 端末が  $\langle S, G \rangle$  から leave する場合
2. leave メッセージを取容スイッチ, ルータ  $R$  に送信
3.  $R$  は集約前経路表から該当する端末のエントリを削除
4. 集約前経路表の該当チャンネルに join している端末数を参照  
(#clients == 0)  $\rightarrow$  (5)  $\wedge$   
(#clients > 0)  $\rightarrow$  終了
5. 該当経路を集約前経路表より削除
6.  $S$  に対する集約前経路が他に存在するか?  
(存在する)  $\rightarrow$  (7)  $\wedge$   
(存在しない)  $\rightarrow$  (12)  $\wedge$
7.  $S$  に対する集約後経路  $G'$  を再計算し  $G''$  を生成
8.  $G''$  と  $G'$  の包含関係を確認  
 $G'' = G' \rightarrow$  終了  
 $G'' \in G' \rightarrow$  (9)  $\wedge$
9.  $\langle S, G'' \rangle$  を集約後経路表に追加
10. 送信元アドレス方向の上流ルータ  $R_{next}$  に  $\langle S, G'' \rangle$  で join
11.  $\langle S, G' \rangle$  を集約後経路表から削除
12. 送信元アドレス方向の上流ルータ  $R_{next}$  から  $\langle S, G' \rangle$  で leave  $\rightarrow R_{next}$  で (3) から繰り返し

図 4.2 leave 手順

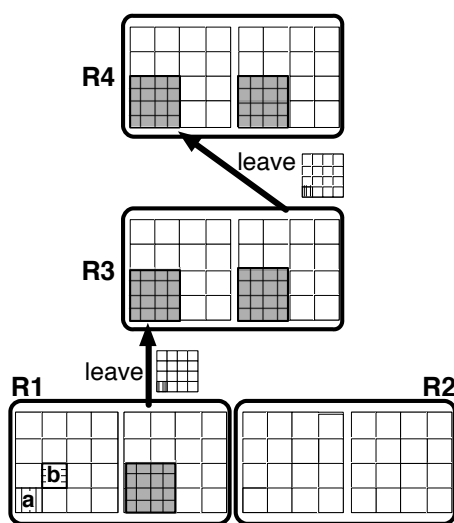


(a) 端末  $a$  が  $R_1$  に join. 経路集約なしで  $a$  で上位ルータへ join していく.

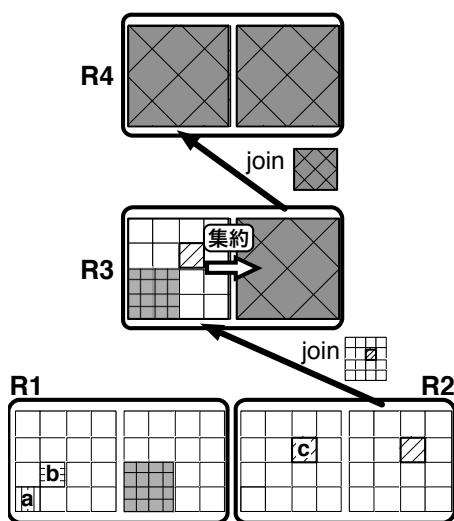


(b) 端末  $b$  が  $R_1$  に join.  $b$  と  $R_1$  に既に存在する経路  $a$  を包含するアドレスを生成し  $R_3$  に join する.

図 4.3 LBM 経路制御における join 例

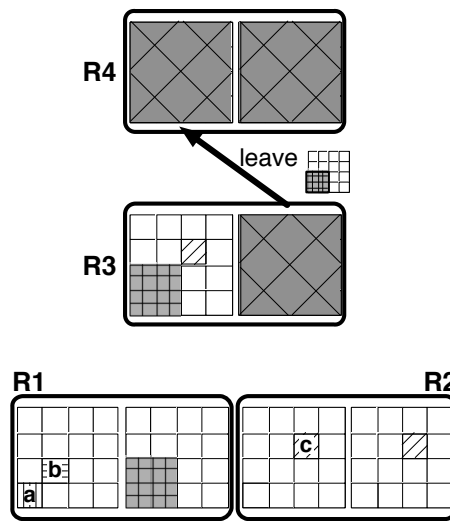


(c)  $R_3, R_4$  に残っている集約前の経路から leave する.



(d) 端末  $c$  が  $R_2$  に join,  $R_2$  には他の経路が存在しないため集約せずに  $R_3$  に join する.  $R_3$  には, 既に  $R_1$  の経路が存在するため経路を集約し新たなアドレスで  $R_4$  に join する.

図 4.3 LBM 経路制御における join 例 (続き)



(e)  $R_4$  に残っている集約前の経路から leave する.

図 4.3 LBM 経路制御における join 例 (続き)

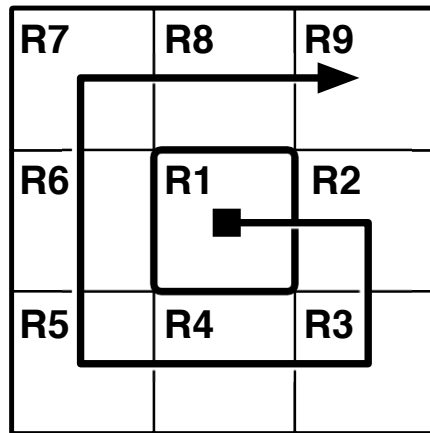


図 4.4 エッジルータの配置

## 2.1 評価方法

評価では、独自に実装した経路シミュレータ上で提案手法と既存の PIM-SSM の動作をシミュレートし、それぞれでの経路数を比較する。シミュレータは、トポロジ、端末、送信元端末の情報を元に PIM-SSM と提案手法それぞれで join/leave 動作をシミュレートする。

ネットワークトポロジは、igraph [32] により生成した Barabasi-Albert (BA) モデル、Erdos Reneyi (ER) モデルのグラフを用いる。ルータの配置は、図 4.4 に示すように  $R_1$  を中心として時計回りにエッジルータを割り当て配置する。 $R_1$  の位置は、全てのデータセットで同じ位置を設定した。利用者端末は、各ルータ毎に指定された端末台数 (10 から 100 まで 10 台刻み) を割り当てた。端末の位置と join するグループアドレスは、所属ルータの領域内の位置と GALMA (第 22 階層) をランダムに生成し割り当てた。また、マルチキャスト送信元は、トポロジ中のエッジルータ以外のルータ群から、定められた台数 (1-10 台) をランダムに選択する。各利用者端末は、それらの送信元からランダムに送信元を選択し join する。

## 2.2 PIM/LBM 経路シミュレータ

本小節では、評価に用いた経路シミュレータの設計と実装について述べる。このシミュレーションでは、任意のネットワークトポロジ、端末の位置が与えられた際に各ルータ

## 第 4 章 位依存マルチキャスト経路制御手法の設計と評価

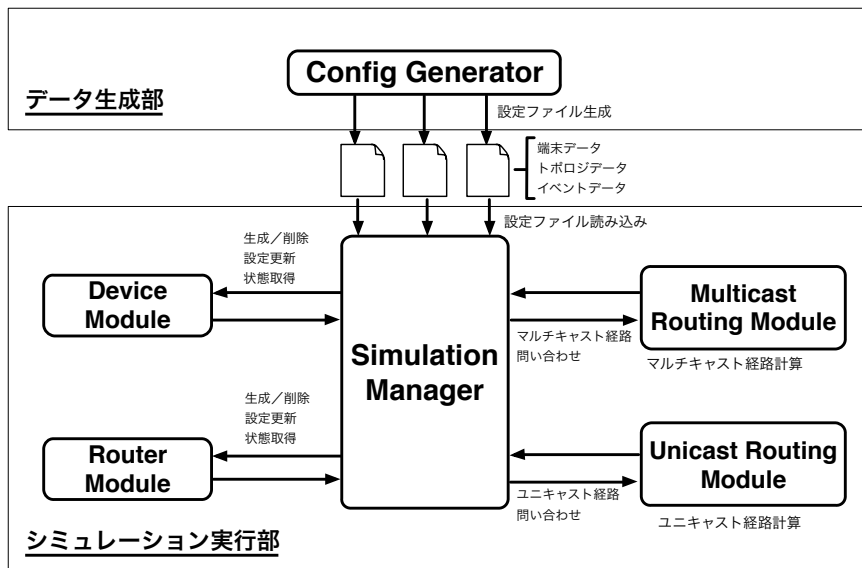


図 4.5 LBMRS 構成図

が保持する経路数を結果として得る。そこで本研究では、経路制御シミュレーションを行うために Location-Based Multicast Routing Simulator (LBMRS) を設計・実装した。

LBMRS は、データ生成部、シミュレーション実行部から構成される（図 4.5）。シミュレーションデータ生成部では、シミュレーションに必要なネットワークトポロジ、端末、イベントデータを生成する。シミュレーション実行部は、こらら 3 つのデータを元に各経路制御手法でのマルチキャスト経路をシミュレートする。以下で各データとその表記方法について説明する。

トポロジデータは、igraph [32] により生成された BA モデル、ER モデルのグラフデータを利用する。BA モデルはスケールフリー型のグラフであり、ER モデルはランダム型のグラフである。ルータは、生成されたグラフの各ノードを利用し、リンクにはノード間の隣接情報を用いる。図 4.6 は、シミュレーションで用いたトポロジデータの形式である。この形式では、各ルータに一意的な ID を割当て、各ルータに対する隣接ルータの ID を列挙する形で記述する。

端末データは、トポロジデータ中のエッジルータに所属している端末情報が記述されている。端末情報には、各端末ごとに端末を識別する一意な ID、初期位置情報（緯度、経度）、接続ルータ ID が記述されている。図 4.7 は、シミュレーションで用いた端末データの形式である。各エッジルータの収容端末台数は、端末データ生成プログラムにパラ

```

<source router id 1:long>:
- <destination router id 1:long>
- <destination router id 2:long>
...
- <destination router id k:long>
<source router id 2:long>:
- <destination router id 1:long>
- <destination router id 2:long>
...
- <destination router id l:long>
...
<source router id n:long>:
- <destination router id 1:long>
- <destination router id 2:long>
...
- <destination router id m:long>

```

図 4.6 トポロジデータ形式

メータとして与えることで変更可能とした。

イベントデータには、シミュレーションの各時間毎に発生する端末の *join/leave*, 移動情報 (各時間での端末位置) が記述されている。図 4.8 は、シミュレーションで用いた端末データの形式である。 *join* 項目には、マルチキャストの送信元 *source router id*, *join* 時の GALMA 階層数を記述している。

次に LBMRS でのシミュレーション手順を説明する。まず、LBMRS はシミュレーションの入力として Yet Another Markup Language (YAML) で記述されたトポロジデータ、クライアントデータ、イベントデータの 3 つのデータを読み込む。最初にトポロジデータを読み込みルータインスタンスを作成し、トポロジに対する最短経路を計算する。経路計算では、Interior Gateway Protocol (IGP) に Open Shortest Path Fast (OSPF) を想定し、Dijkstra 法により最短経路を計算する。次にシミュレータは、端末データを読み込み、各端末のインスタンスを生成し接続ルータに対して端末の接続情報を追加する。全データの読み込み完了後は、イベントデータを逐次実行し *join/leave*, ルータに対する経路追加・削除処理を実施する。シミュレーションの実行後は、各ルータが保持している PIM-SSM, 提案手法での集約前・集約後のマルチキャスト経路数を外部ファイルに出

```
- clientID: <client id:long>
  latitude: <latitude:float>
  longitude: <longitude:float>
  connected: <router id:long>
```

図 4.7 端末データ形式

```
- time: <time:long>
  locationUpdate:
    - update: <update:bool>
      client:
        - id: <client id:long>
          latitude: <latitude:float>
          longitude: <longitude:float>
          level: <GALMA level:int>
          connected: <connected router id:long>
          channel:
            - join: <join:bool>
              sources:
                - id: <source router id:long>
                  level: <join galma level:int>
            - leave: <leave:bool>
              source:
                - id: <source router id:long>
```

図 4.8 イベントデータ形式



力する。

### 2.3 BA モデルでの経路数

図 4.9, 4.10 は、ルータ数 100 及び 1000 台において送信元数を 1 及び 10 台とし、1 エッジルータあたりの収容端末数を変化させた時の PIM-SSM, LBM における経路集約前経路数 (row) と集約後経路数 (aggregated) と、PIM-SSM の経路数に対して提案手法によりどの程度経路を削減できたかを表す経路削減率のグラフである。経路削減率は、式 4.1, 4.2 を用いて各ルータ毎に算出した。R<sub>raw</sub> は PIM の経路数に対する集約前経路数の削減率、R<sub>aggregated</sub> は PIM の経路数に対する集約後経路数の削減率である。

$$R_{\text{raw}} = \frac{\text{PIM での経路数} - \text{集約前経路数}}{\text{PIM の経路数}} \quad (4.1)$$

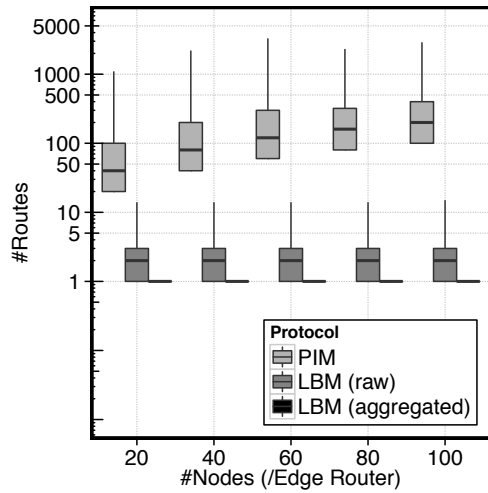
$$R_{\text{aggregated}} = \frac{\text{PIM での経路数} - \text{集約後経路数}}{\text{PIM の経路数}} \quad (4.2)$$

PIM では、端末数の増加に比例して経路数が増加していくが LBM では集約前後共に経路数がほぼ一定である。LBM における集約後の経路数は、ほぼ送信元数となりルータ間で経路数に差が生じない。この結果は、収容端末数の増加に経路数が依存しないことを示している。また、経路集約前・集約後での削減率は 90% 近くで推移している。

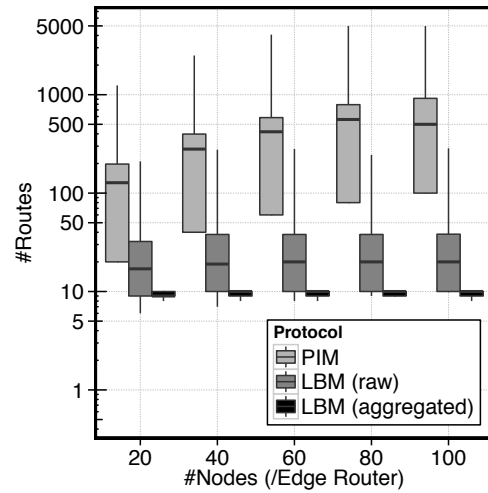
図 4.11, 4.12 は、ルータ数 100 及び 1000 台において端末数を 10 及び 100 台とし、送信元端末数を変化させた時の各経路制御手法における経路数と削減率である。PIM では、端末数の増加に応じて経路数が倍加していくのに対して、LBM では経路数の伸びが抑えられている。特に集約後経路数は、ほぼ送信元数となっている。これは、LBM の経路集約が経路を送信元単位で行うためである。PIM における経路数の分布は、マルチキャスト送信元数に依存せずに一定となっている。これは、各端末が異なるグループアドレス  $G$  に join しており、送信元  $S$  が共通していても別のチャンネル  $\langle S, G \rangle$  として経路が形成されるためである。したがって、PIM における経路数は、最低でも最悪時の経路数 ( $\approx$  端末数) となる。削減率は、エッジの端末数が 10 台と 100 台とでは 100 台の方が送信元数の増加に対して削減率が大きく見える。これは、LBM の経路数が送信元数の増加に対して増加しており、送信元数 10 台では PIM との経路数差がなくなるためである。

図 4.13, 4.14 は、端末数を 10 及び 100 台、送信元数を 1 及び 10 台とし、ルータ数を変化させた際の各経路制御手法における経路数と削減率である。トポロジの大小にかかわらず提案手法は、PIM に比べて経路数が少なく、一定の経路数で分布している。

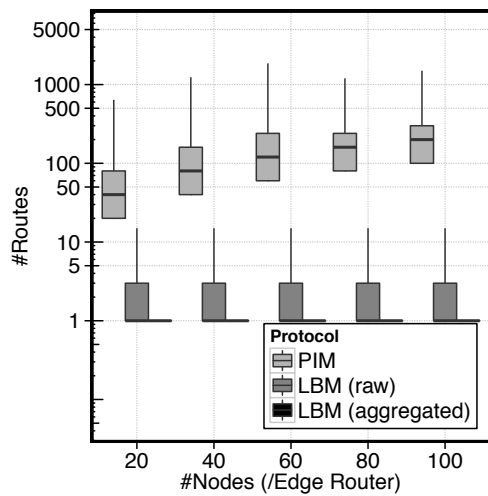
第 4 章 位依存マルチキャスト経路制御手法の設計と評価



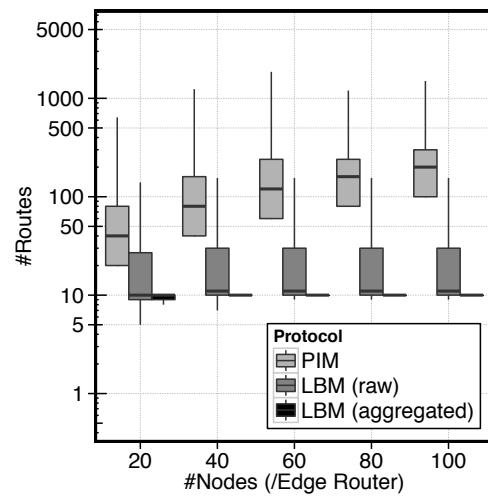
(a) ルータ数:100, 送信元数:1



(b) ルータ数:100, 送信元数:10

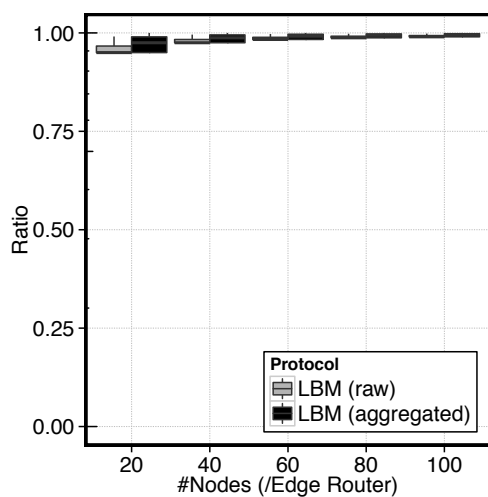


(c) ルータ数:1000, 送信元数:1

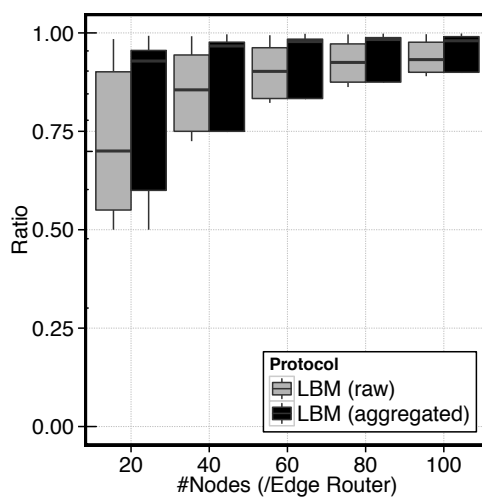


(d) ルータ数:1000, 送信元数:10

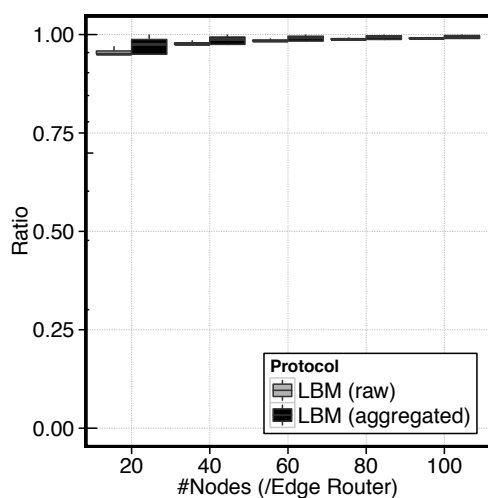
図 4.9 端末数に対する経路数 (BA モデル)



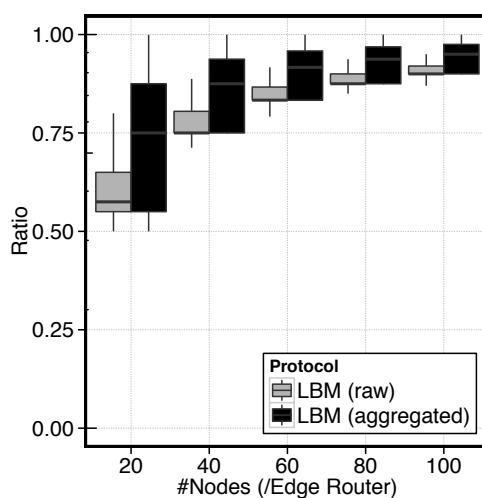
(a) ルータ数:100, 送信元数:1



(b) ルータ数:100, 送信元数:10



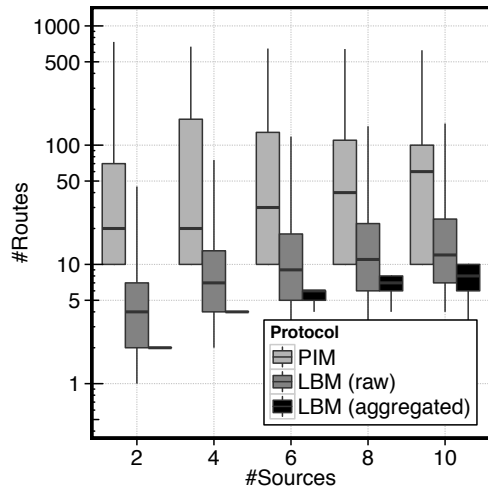
(c) ルータ数:1000, 送信元数:1



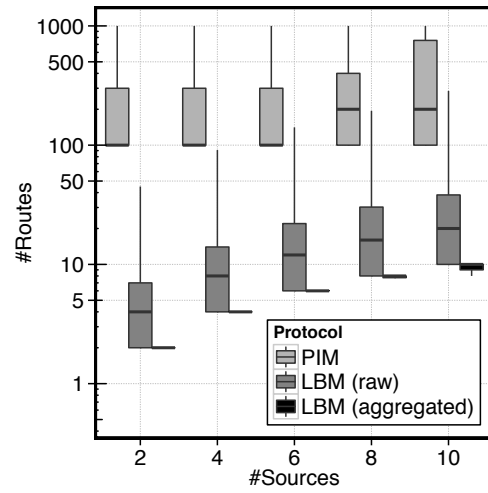
(d) ルータ数:1000, 送信元数:10

図 4.10 端末数に対する経路削減率 (BA モデル)

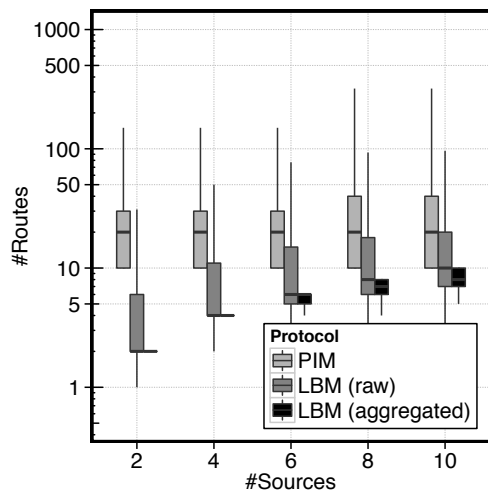
第 4 章 位依存マルチキャスト経路制御手法の設計と評価



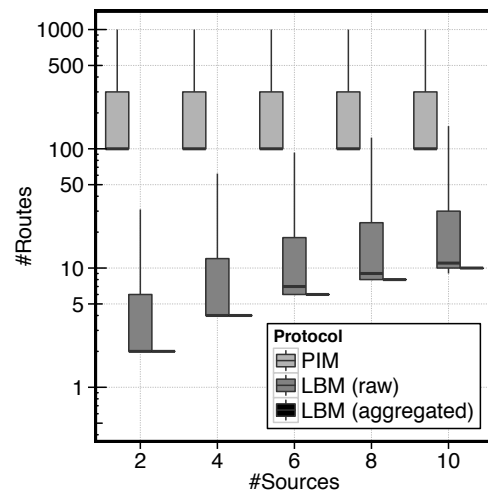
(a) ルータ数:100, 端末数:10



(b) ルータ数:100, 端末数:100



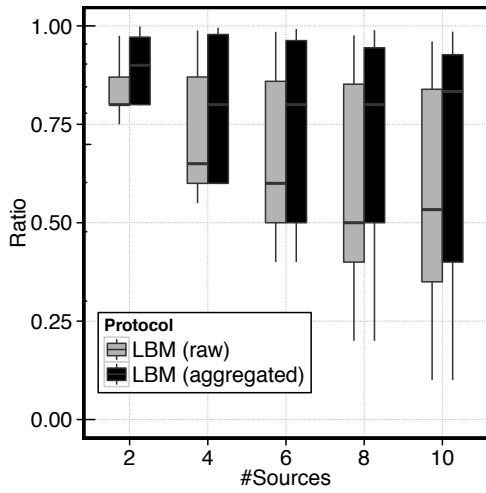
(c) ルータ数:1000, 端末数:10



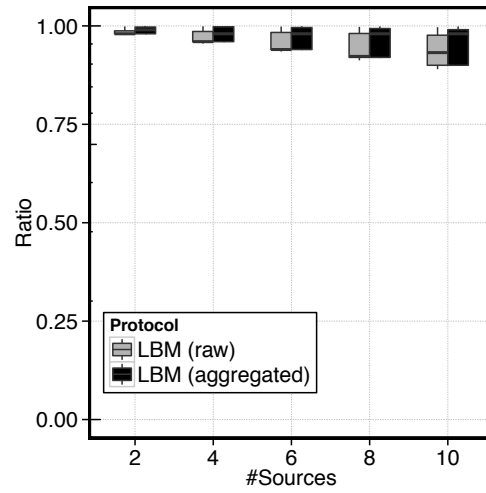
(d) ルータ数:1000, 端末数:100

図 4.11 送信元数に対する経路数 (BA モデル)

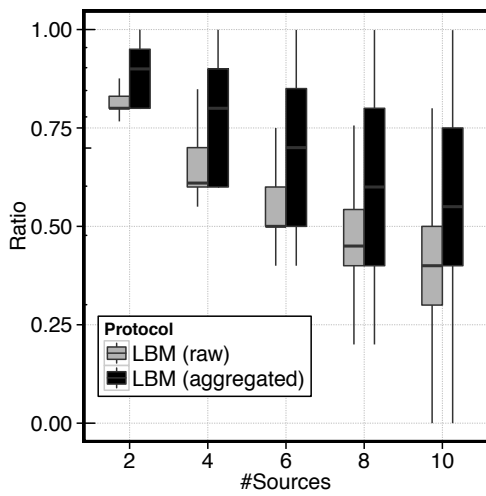
## 2. 経路数削減効果の評価



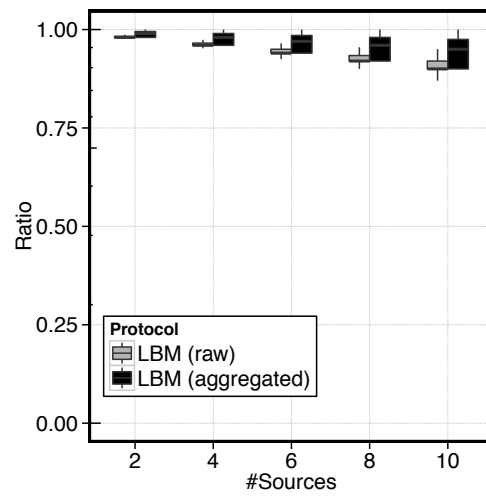
(a) ルータ数:100, 端末数:10



(b) ルータ数:100, 端末数:100



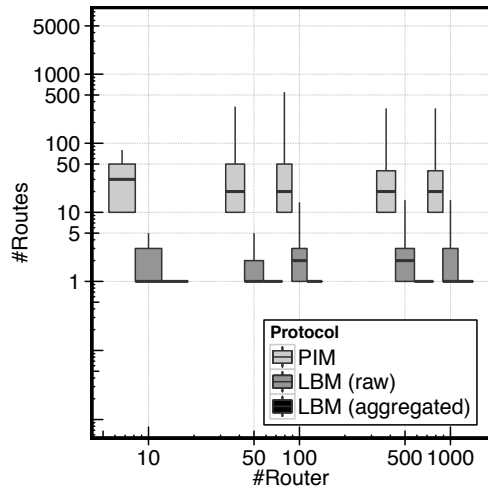
(c) ルータ数:1000, 端末数:10



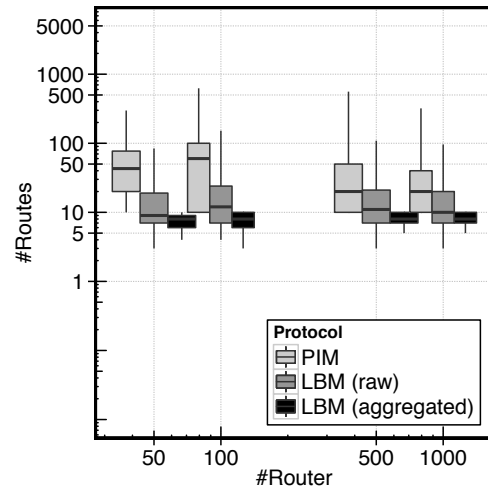
(d) ルータ数:1000, 端末数:100

図 4.12 送信元数に対する経路数削減率 (BA モデル)

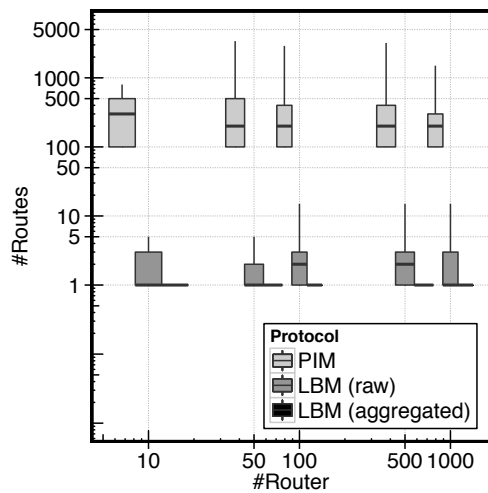
第 4 章 位依存マルチキャスト経路制御手法の設計と評価



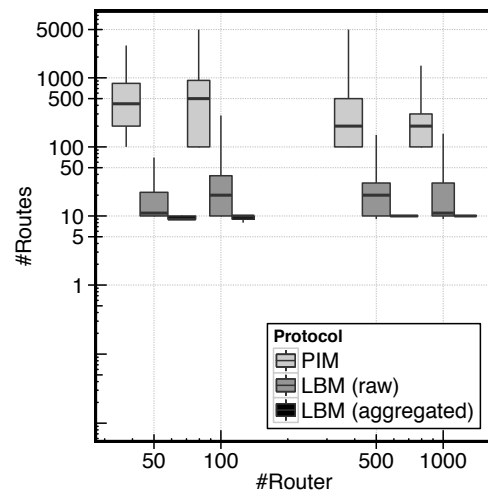
(a) 端末数:10, 送信元数:1



(b) 端末数:10, 送信元数:10

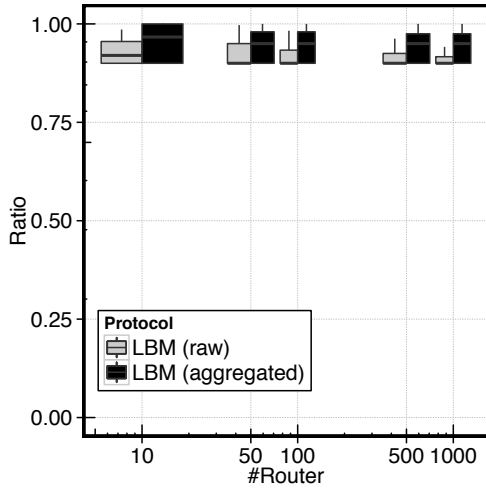


(c) 端末数:100, 送信元数:1

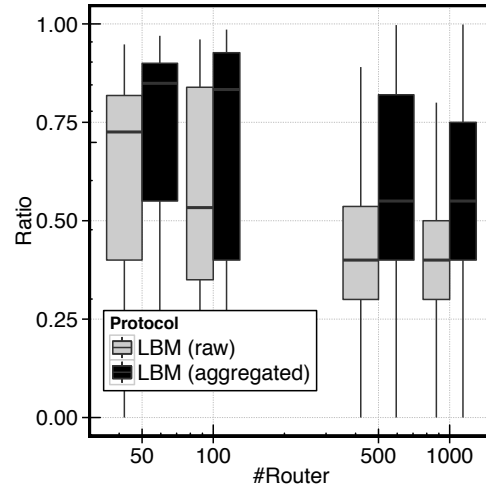


(d) 端末数:100, 送信元数:10

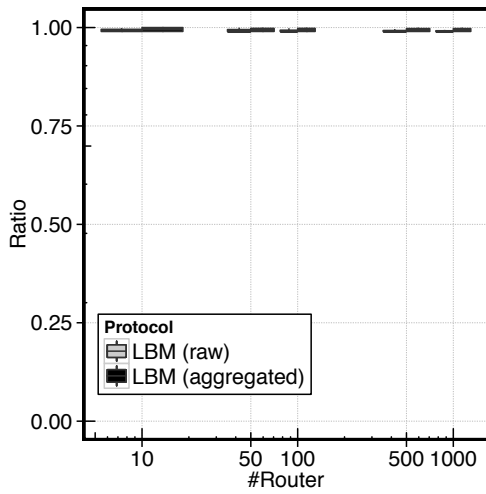
図 4.13 ルータ数に対する経路数 (BA モデル)



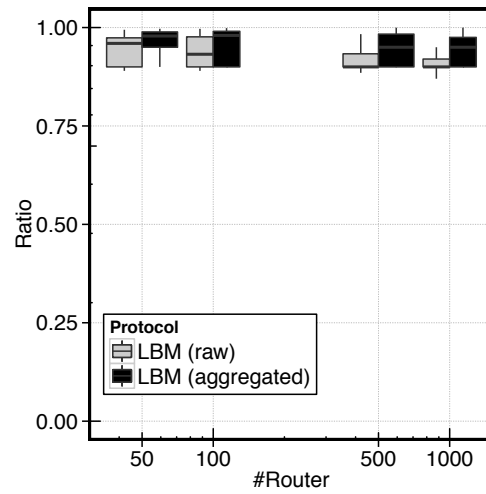
(a) 端末数:10, 送信元数:1



(b) 端末数:10, 送信元数:10



(c) 端末数:100, 送信元数:1



(d) 端末数:100, 送信元数:10

図 4.14 ルータ数に対する経路数削減率 (BA モデル)

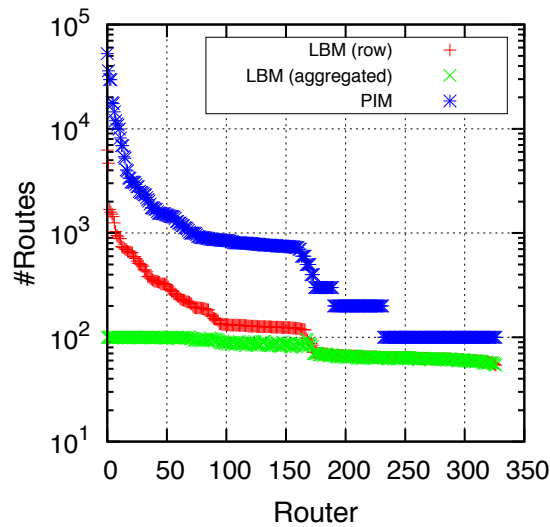


図 4.15 経路数の分布 (ルータ数:1000, 送信元数:100, 端末数:100)

図 4.15 は、ルータ数 1000 台、送信元数 100 台、1 エッジルータ辺りの端末数 100 台における各ルータの保持している経路数の分布である。PIM では、最大で 1 ルータの経路数が 5 万経路程度に達している。これに対して、LBM では経路集約前で最大 6000 経路程度であり、集約後の経路数は最大 100 経路である。提案手法では、PIM に比べて集約前で約 88%、集約後で約 99.8% 経路数を削減できている。提案手法において集約前の経路数が 6,000 経路まで達しているのは、トポロジ (BA モデル) 内で多くのルータとリンクを持つハブが存在するためである。

## 2.4 ER モデルでの経路数

本小節では、ネットワークトポロジにランダムグラフを利用した際のシミュレーション結果を示す。ER モデルでは、エッジルータを全ルータ数の 10% と定義した。尚、以下で「端末数」とは、エッジルータ 1 台辺りに収容されている端末数である。各トポロジ全体での収容端末数は、端末数 × エッジルータ数となる。図 4.16, 4.17 は、ルータ数 100 及び 1000 台において送信元数を 1 及び 10 台とし、端末数を変化させた時の PIM-SSM, LBM における経路集約前 (row) と集約後 (aggregated) での経路数と PIM の経路数に対する提案手法の経路削減率である。削減率は、BA モデルの場合と同様に式 4.1, 4.2 を



## 2. 経路数削減効果の評価

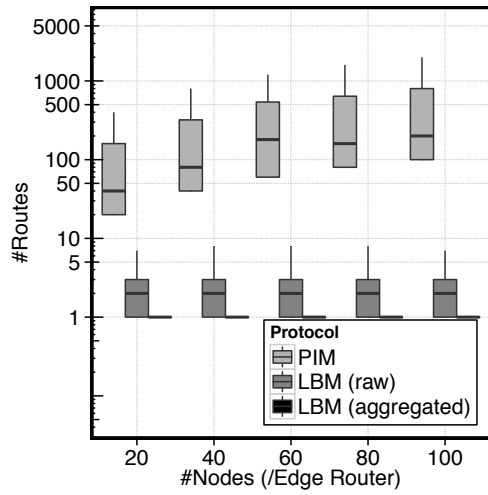
---

用いて各ルータ毎に算出した。結果は、BA モデルの場合と同様に PIM に比べて提案手法が経路集約前後を問わず経路数が少なくなっている。ただし、集約前の経路数分布は、BA モデルの場合と比べて全体的に増加している。これは、BA モデルでは枝葉のようなグラフ構造を持っており、各エッジルータから送信元に至るまでの経路が共通しやすいため経路のばらつきが少なくなるためである。一方で ER モデルでは、複数のパスが存在し経路が分散しやすくなり経路集約効果が低くなるためである。

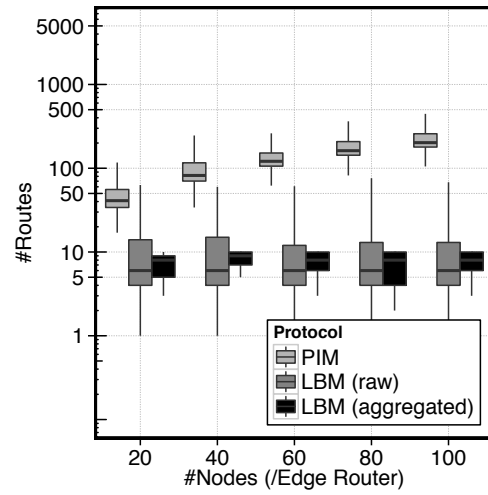
図 4.18, 4.19 は、ルータ数 100 及び 1000 台において端末数を 10 及び 100 台とし、送信元端末数を変化させた時の各経路制御手法における経路数と削減率である。送信元数の増加に対しても LBM の経路数は、PIM を下回っている。しかし、BA モデルと比較すると PIM と集約前経路数の分布は、全体的に多くなっている。この傾向は、前述の端末数に対する経路数の分布変化と同様にグラフ構造が原因であると考えられる。

図 4.20, 4.21 は、端末数を 10 及び 100 台、送信元数を 1 及び 10 台とし、ルータ数を変化させた際の各経路制御手法における経路数と削減率である。トポロジの大小にかかわらず提案手法では、BA モデルと同様に PIM に比べて経路数が少なく一定の経路数で分布している。

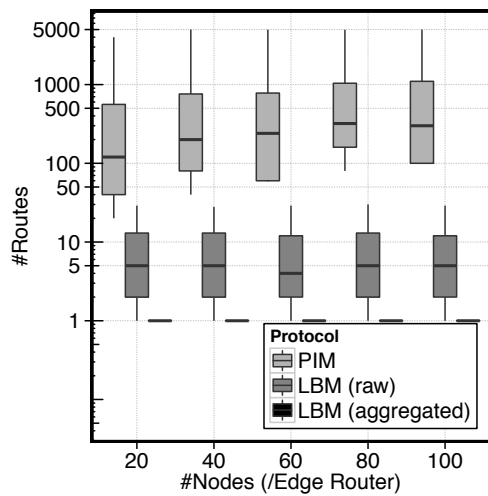
第 4 章 位依存マルチキャスト経路制御手法の設計と評価



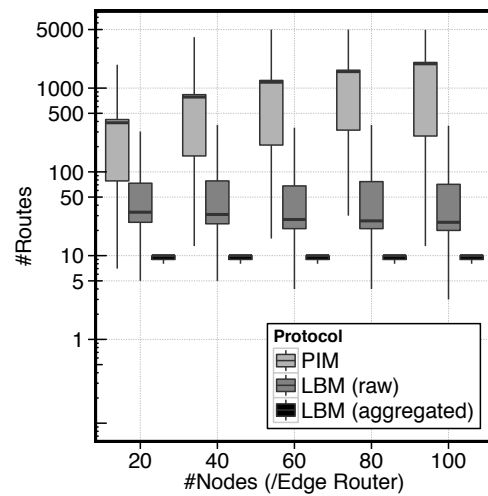
(a) ルータ数:100, 送信元数:1



(b) ルータ数:100, 送信元数:10



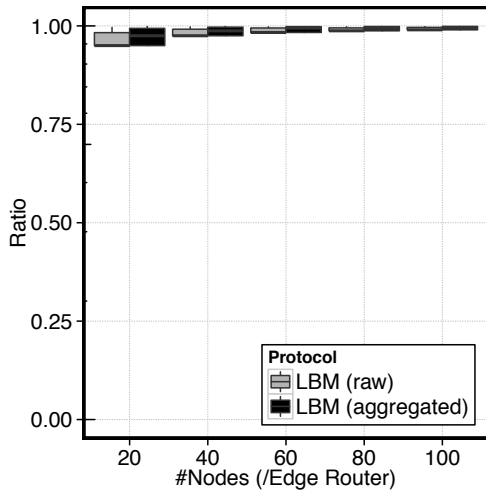
(c) ルータ数:1000, 送信元数:1



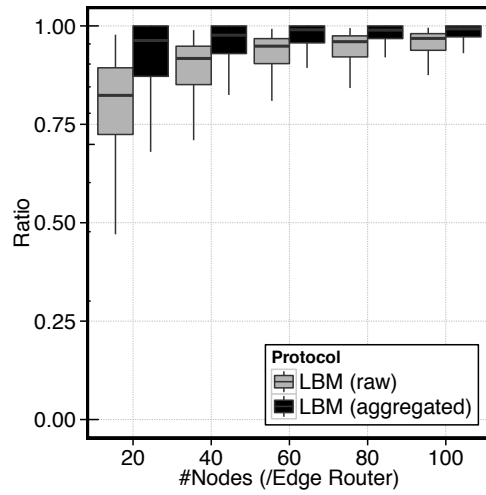
(d) ルータ数:1000, 送信元数:10

図 4.16 端末数に対する経路数 (ER モデル)

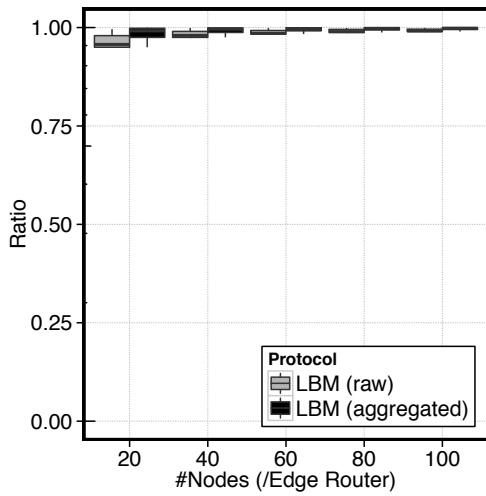
## 2. 経路数削減効果の評価



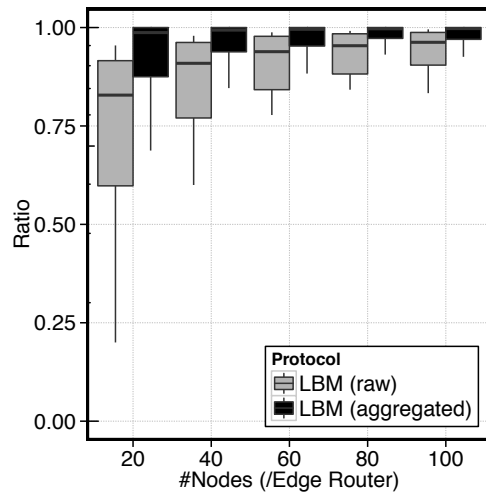
(a) ルータ数:100, 送信元数:1



(b) ルータ数:100, 送信元数:10



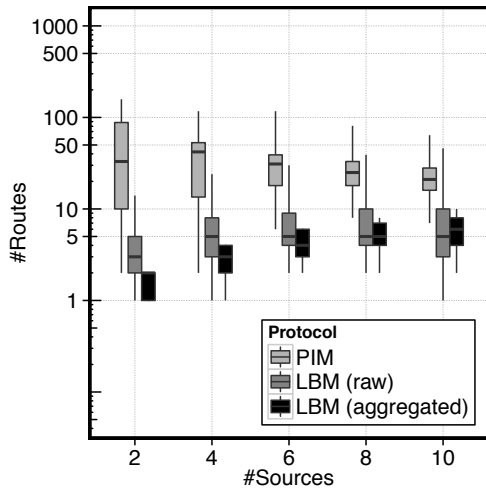
(c) ルータ数:1000, 送信元数:1



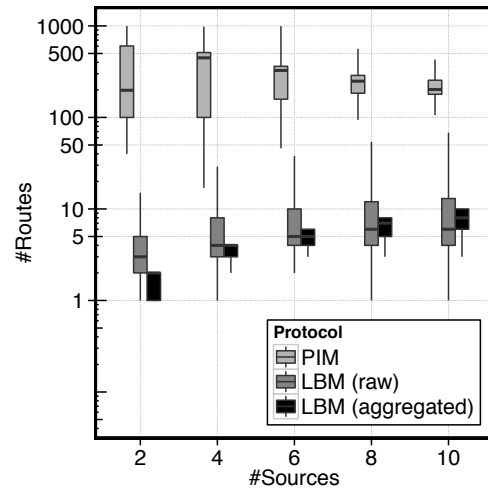
(d) ルータ数:1000, 送信元数:10

図 4.17 端末数に対する経路数削減率 (ER モデル)

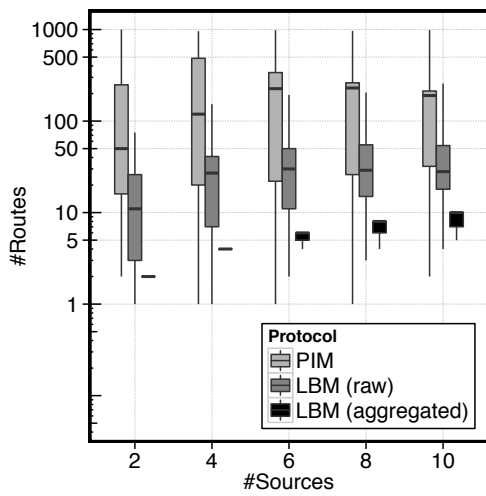
第 4 章 位依存マルチキャスト経路制御手法の設計と評価



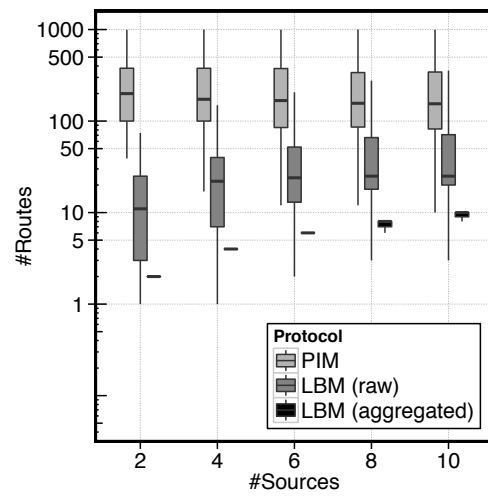
(a) ルータ数:100, 端末数:10



(b) ルータ数:100, 端末数:100

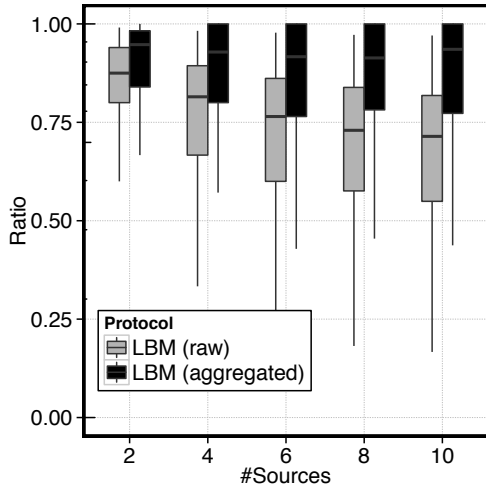


(c) ルータ数:1000, 端末数:10

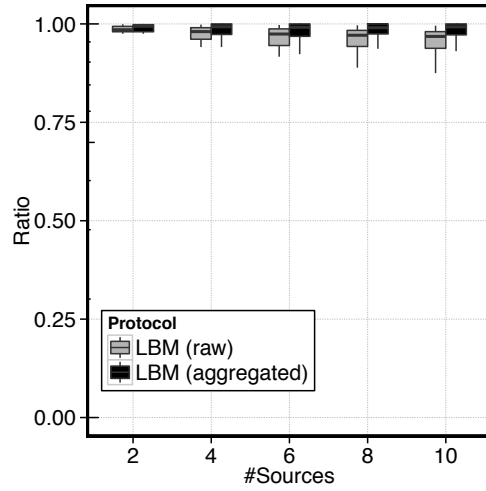


(d) ルータ数:1000, 端末数:100

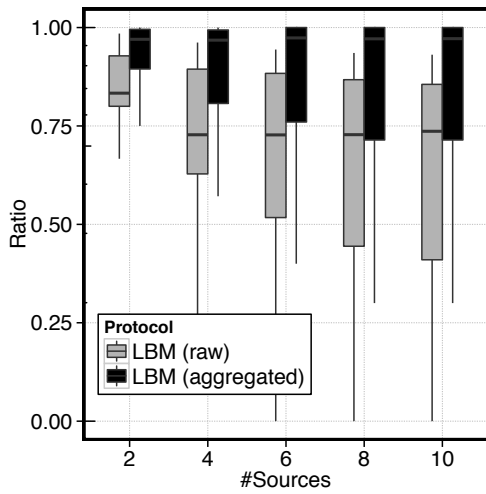
図 4.18 送信元数に対する経路数 (ER モデル)



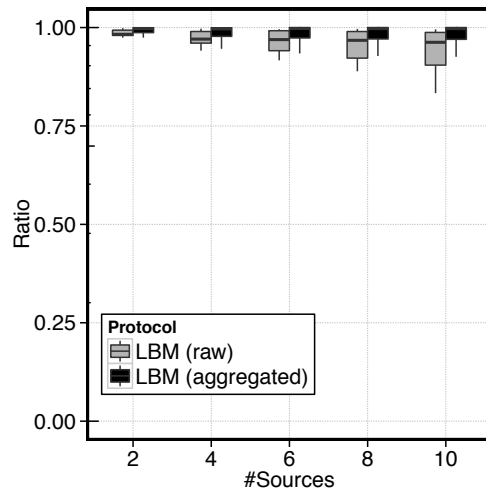
(a) ルータ数:100, 端末数:10



(b) ルータ数:100, 端末数:100



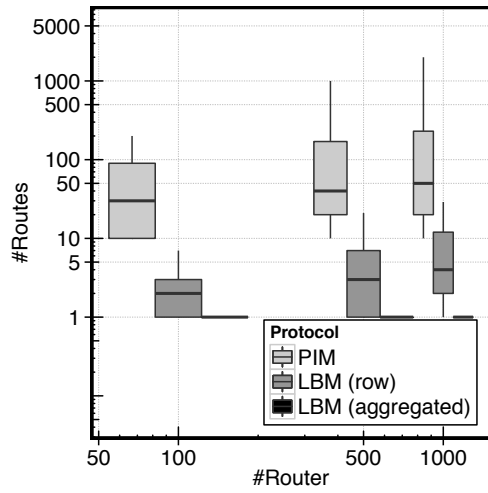
(c) ルータ数:1000, 端末数:10



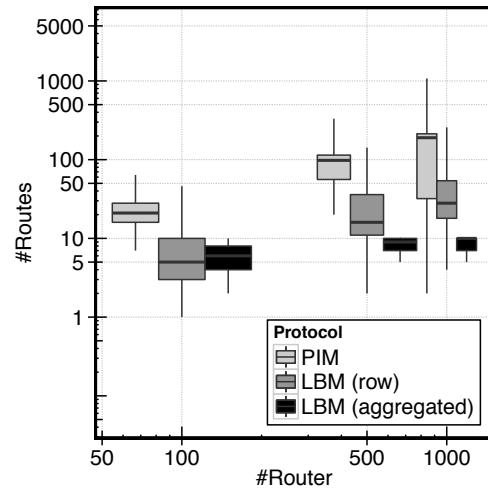
(d) ルータ数:1000, 端末数:100

図 4.19 送信元数に対する経路数削減率 (ER モデル)

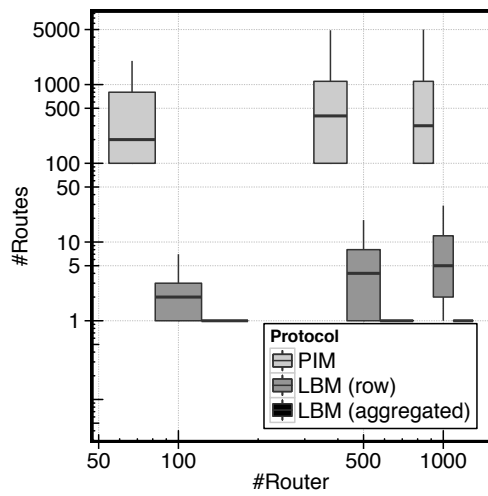
第 4 章 位依存マルチキャスト経路制御手法の設計と評価



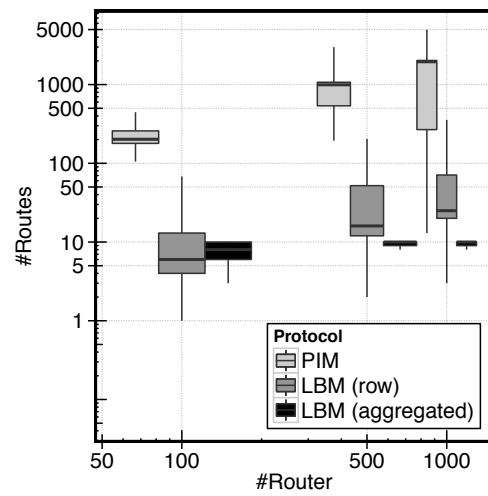
(a) 端末数:10, 送信元数:1



(b) 端末数:10, 送信元数:10

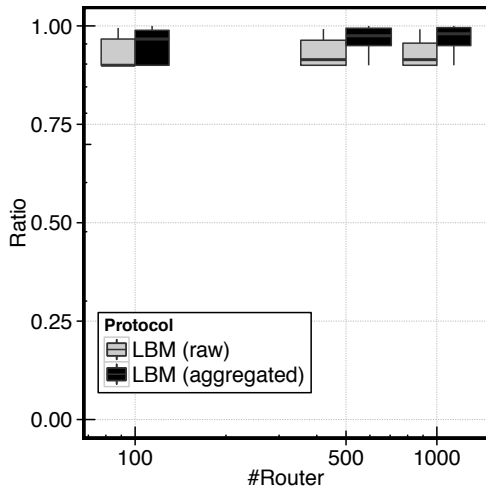


(c) 端末数:100, 送信元数:1

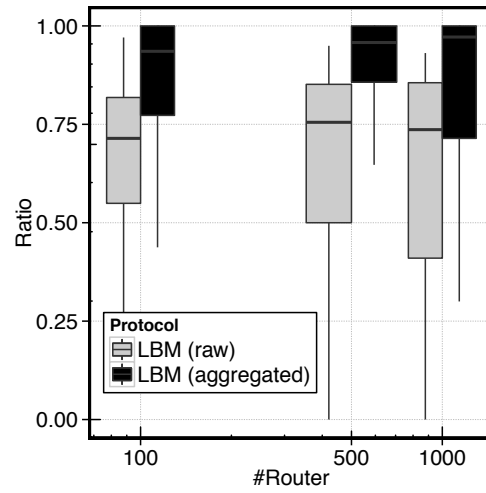


(d) 端末数:100, 送信元数:10

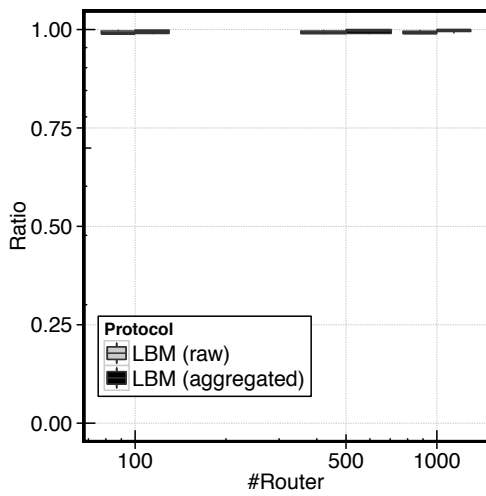
図 4.20 ルータ数に対する経路数 (ER モデル)



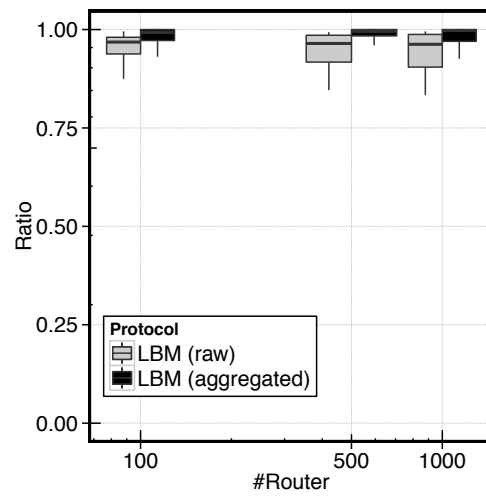
(a) 端末数:10, 送信元数:1



(b) 端末数:10, 送信元数:10



(c) 端末数:100, 送信元数:1



(d) 端末数:100, 送信元数:10

図 4.21 ルータ数に対する経路数削減率 (ER モデル)

### 3. 議論

本節では，LBM における提案経路制御手法について 2 節の結果を元に経路制御手法の性能と経路表を用いた LBM での転送制御について議論する。

#### 3.1 提案手法の性能

提案手法は，図 4.15 で示したように既存の PIM に比べて経路数を 90% 程度削減できる。一方で送信元端末数に対しては，提案手法であっても送信元の数に比例して経路数が増加する。これは送信元単位で経路が集約されるためである。端末数に対しては，提案手法では端末数によらず一定の経路数で推移することがわかる。PIM では，端末数の増加に従って経路が比例して増加するため，提案手法の方が LBM に適している。

#### 3.2 送信者数への耐性

提案手法では，経路を送信者毎に集約していくため送信者の数に比例して経路数が増加してしまう傾向がある。したがって送信者が乱立する状況では，経路表の集約効果は限定的になってしまう。これについては，送信者を限定するもしくは，特定の送信者が複数のサービスを担い，トランスポート層のポート番号によってサービスを区別することで，ネットワーク層における経路爆発を抑えることができると考える。

#### 3.3 LBM におけるパケット転送制御

本章では，GALMA の階層的なアドレス構造を利用したマルチキャスト経路制御手法を提案した。本小節では，経路制御手法により構築された経路表を用いたマルチキャストパケットの送信端末から受信端末への転送制御について述べる。

LBM における転送制御では，経路と宛先マルチキャストアドレスの包含関係を利用して，宛先領域の端末が収容されているエッジルータへとパケットを複製し転送していく。この際，ルータ間では，各ルータにおいてパケットの宛先アドレスを包含する経路を持つルータへと複製・転送していく。GALMA においてアドレス  $G_a$  が  $G_b$  を包含するとは， $G_b$  の階層数が  $G_a$  の階層数より深く， $G_b$  と  $G_a$  それぞれの  $Loc_{id}$  最上位ビットから  $G_a$  の階層数までのビット列が一致することを指す。



転送方式は、宛先アドレスと経路の包含関係をどのように解釈し転送するかによって3つの転送方式に分類される。1つ目は、図4.23(a)のように宛先アドレスに包含される領域のアドレスに join している端末に転送する方式（以下、方式 a）である。この方式では、宛先アドレスが示す領域内のアドレスを持つ端末にパケットが転送される。したがって、端末が宛先アドレス領域よりも広い領域のアドレスを持つ場合は、その端末へパケットを転送しない。2つ目は、図4.23(b)のように宛先アドレスと端末の join しているアドレスが完全に一致する端末へ転送する方式（以下、方式 b）である。この方式は、端末のアドレスが宛先アドレスと完全に一致する場合にのみ、端末へパケットを転送する。3つ目は、図4.23(c)のように宛先アドレスに包含される領域のアドレスに join している端末と、宛先アドレスの領域を包含するアドレスに join している端末の双方に配信する方式（以下、方式 c）である。

第2章5節で示したユースケースでは、利用者端末への緊急情報、広告といった情報配信と、センサデバイスの制御、情報収集を想定している。以下では、各ユースケースにどの転送方式が適しているかを述べる。利用者端末への広告、緊急情報配信では、宛先アドレスの領域内のアドレスに join している端末群に情報を配送しなければならない。これらの用途では、利用者が join している位置・領域に対する情報を受信する必要があるからである。そのため、これらの用途では、方式 a の宛先領域内のアドレスへと配信する方式が適していると考えられる。また、宛先領域を含む広い領域のアドレスに join している端末にも配信する場合は、方式 c を利用して配信する必要がある。ただし、方式 c では方式 a に比べて配信対象となる領域が増えるため、ルータにおけるパケットの複製処理が方式 a に比べて増える。センサデバイスの制御では、特定領域内のデバイスからのセンサデータ収集などが行われるため、前述と同様に方式 a もしくは方式 c が適していると考えられる。方式 b は、対象端末が join しているアドレスと階層が固定で、既知である場合に有効であると考えられる。例えばセンサデバイスの制御において、特定領域に join しているデバイスを指定して制御する場合である。

ただし、宛先領域への配信では、必ずしも GALMA の形状と宛先領域が一致するとは限らない。例えば、生駒市という領域への配信は、生駒市の領域を完全に包含する GALMA を宛先とすることで配信できるが、生駒市外の領域も含んでしまう。そのため、厳格に宛先領域へ配信を行うには、宛先領域の形状に合わせて複数の異なる階層のアドレス群に対して配信しなければならない。図4.22は、奈良県全域を宛先として配信する際の宛先アドレス群を格子で図示したものである。LBM では、図中のように複数の異なる階層のア

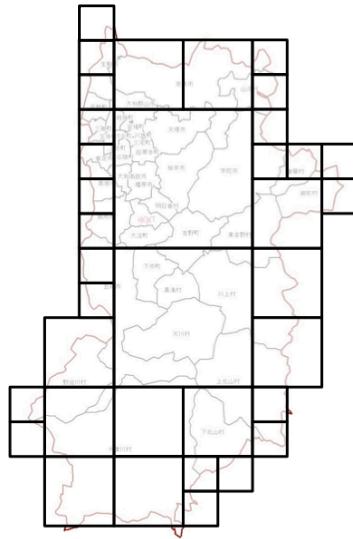


図 4.22 領域を対象とする宛先指定の例（宛先領域が奈良県全域の場合）

ドレスを組み合わせることで、複雑な形状を持つ領域への配信が可能となる。

また、端末の収容ルータでは、包含関係を計算し、該当する端末群へパケットを複製し転送しなければならない。そのため、特に方式 c では、宛先アドレスを包含するアドレスも配信対象とするため、パケットの複製処理が他の方式と比べて多くなる。したがって、ルータの処理能力を考慮した選択が必要となる。

### 4. まとめ

本章では、集約可能なマルチキャストアドレスを利用したマルチキャスト経路制御手法を提案した。シミュレーションにより、従来の IP マルチキャスト経路制御手法とくらべてコアネットワークでの経路数を約 90% 削減できる事を示した。これまでの研究により位置情報からグループアドレス (GALMA) を生成し、ルータに置いて階層的に経路を集約できることを示した。

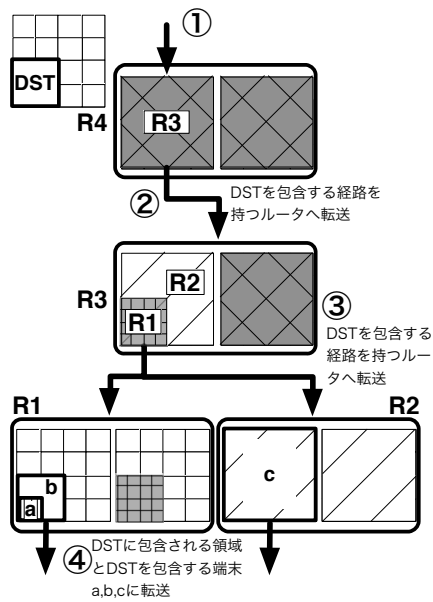
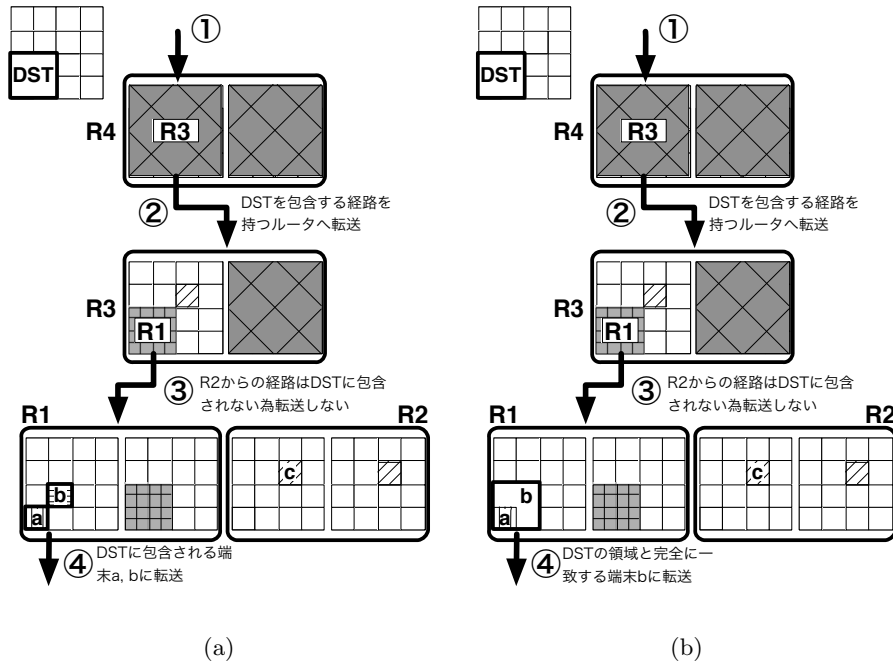


図 4.23 LBM 経路表に基づいたパケット転送方式



## 第5章 位置情報を元にしたセンサデータストア

前章までは、実世界の位置情報に基づいた情報配信をネットワーク層で実現する基盤であるLBMについて、アドレス設計と経路制御手法の提案評価を行った。本章では、LBMにおいて位置識別子として提案したGALMAの構造を活かし、モバイル端末が収集したセンサデータを効率よく管理するシステムの提案と評価を行う。

センサを備えたモバイル端末の普及により、参加型センシングと呼ばれる研究分野が注目されている。参加型センシングでは、サービスの利用者が所持するモバイル端末を用いてセンサ情報を収集する。利用者の持つ資源を利用する事で、固定センサを利用する場合と比較して安価にサービスを提供できる。

また、センサ情報と位置情報を組み合わせることで、位置情報にもとづいたセンサ情報検索への応用が期待できる。利用者の位置を指定したセンサ情報の取得を行う事で、利用者の状況に即したサービスの提供が可能になる。

しかしながら、モバイル端末が日常的に収集しているセンサ情報を継続的に長期間、一箇所のサーバに集中して蓄積する場合、ストレージ容量にかかるコストが問題となる。スマートフォンの販売台数は、今後大きく伸びる事が予想されている [33]。そこで本研究では、利用者数の増加によるストレージ容量にかかるコストの増加を抑える事が可能な、分散型の手法を採用する。

本研究では、上記の要件を満たす手法として端末内蓄積型センサ情報共有手法 Mobile Phone Sensing Data Store (MPSDataStore) を提案する。MPSDataStore は、モバイル端末内にセンサ情報を蓄積し、情報を必要とする際にネットワークを介して必要なセンサ情報を取得する方法を採用する。本手法の利点は、モバイル端末内にセンサ情報を蓄積する事で、モバイル端末数の増加に対してストレージコストの増加につながらないシステムを構築でき、オンデマンドなセンサ情報取得ができる点である。MPSDataStore は、システム側で管理しなければならないセンサ情報取得位置を削減しながら、地理的範囲を用いたセンサ情報の取得が可能である。また、キャッシュ機能を用いる事で、モバ

## 第 5 章 位置情報を元にしたセンサデータストア

---

イル端末によるオンデマンドなセンサ情報送信を実現しながら、モバイル端末のセンサ情報送信量を抑える事が可能である。

MPSDataStore では、利用者端末にセンサデータを保持する。そのため対象とする領域のセンサデータを取得は、その領域の端末群から取得する必要がある。しかし、各端末の現在位置は、システム側から把握できない。そこで、こうしたセンサデータの取得は、LBM を利用すればセンサデータの取得要求を対象領域の端末群に届けることができ、目的の領域内のセンサデータを取得することが可能となる。このように LBM は、端末からのセンサデータ取得の基盤として活用できる。

### 1. 関連研究

本節では、本研究で対象とする参加型センシングを用いる既存サービスと、既存サービスがセンサ情報共有手法に要求する事項の分析を行う。そして、モバイル端末を用いたセンサ情報の収集と蓄積を目的とした、既存手法について述べる。

#### 1.1 要求分析

本研究で対象とする参加型センシングサービスは、多数の利用者が収集するセンサ情報を共有し、センサ情報を解析する事で得られる情報をもとにサービスを提供するコミュニティセンシングを行うサービスである。コミュニティセンシングを行う既存サービスには、Ear-Phone [34] がある。Ear-Phone は、利用者が所持するスマートフォンのマイクを用いて騒音情報を収集し、一箇所のサーバに蓄積する事で、周囲の雑音状況を利用者には知らせるサービスである。コミュニティセンシングの利点は、従来の固定センサを用いる方法と比較して、低コストにサービスを提供できるという点である。利用者は、興味のある場所と時刻を指定したクエリをシステムに対して発行する事で、その時刻と場所における雑音の状況を知る事ができる。Ear-Phone が用いるセンサ情報蓄積手法は、広範囲、高頻度にセンサ情報を収集し、地理的範囲と時間を指定したセンサ情報の取得が必要がある。

我が国のスマートフォン普及率は、OurMobilePlanet [35] が調査した日本国内のスマートフォン普及率によると、2012年第1四半期において 20% であり、台数にすると約 2,500 万台である。これらスマートフォンが毎分 1KB のセンサ情報を取得し、一箇所のサーバにアップロードした場合、3Gbps 以上のネットワーク帯域と 1,350GB/時間のストレージ

ジ容量が必要となる。年間では、センサ情報の保存に約 12PB のストレージ容量が必要となる。また、センサ情報蓄積手法が 1 日で管理する位置情報の数は、モバイル端末が 1 分ごとにセンサ情報を取得する場合で 1 日に 1 台の端末が収集するセンサ情報数 1,440 個に、モバイル端末数を乗算する事で求める事ができる。したがって、全てのセンサ情報を蓄積し検索可能にするには、1 日あたり 36,000,000,000 個 (360 億個) の位置情報を追跡可能にする必要がある。1 年間にすると、約 13 兆個もの位置情報を追跡する必要がある。今後、スマートフォン普及率は大きく伸びると予想されている事から、必要なセンサ情報のみをモバイル端末が送信するオンデマンドなセンサ情報の送信と追跡するセンサ情報取得位置を削減可能な手法が必要である。

以上より、本研究で対象とする、モバイル端末を用いたコミュニティセンシングを利用するサービスが、センサ情報蓄積手法に要求する事項は以下の 4 点である。

- センサ情報の長期間蓄積
- センサ情報ストレージの分散
- センサ情報の追跡
- オンデマンドなセンサ情報送信

### 1.2 センサ情報蓄積のための既存手法

Ear-Phone 等の既存サービスでは、クラウドコンピューティングやサーバといった、一箇所のストレージにセンサ情報を蓄積する集中型のセンサ情報蓄積手法が用いられている。集中型の蓄積手法では、サービス提供者が必要とする情報のみをモバイル端末が収集しサービス提供者に対してアップロードする事で蓄積を行う。しかしながら、集中型の手法には、センサ情報を取得するモバイル端末数の増加がストレージ容量にかかるコストの増大に繋がるという問題がある。

また、集中型以外にも、Peer-to-Peer (P2P) ネットワークを用いた分散型のセンサ情報共有手法が提案されている。位置情報を扱う P2P ネットワークは、ノードとその担当位置を紐付けた経路表をノード間で分散管理する事で、通信を行う際の通信量や計算にかかる負荷を分散できる。LL-Net [36] では、モバイル端末同士で P2P ネットワークを構築し、地理的範囲を用いた端末の検索を可能にする手法が提案されている。また、P2P ネットワークの構築手法の一つである分散ハッシュテーブル (DHT) を用いる Mill [37]

## 第 5 章 位置情報を元にしたセンサデータストア

---

が提案されている。Mill は、モバイル端末が収集するセンサ情報を、各モバイル端末の Home Agent や PC 間で作成した DHT 上で共有する手法である。さらに、モバイル端末の利用者が所持する PC 同士で P2P ネットワークを構築し、そのネットワークをセンサ情報のストレージとして利用する GeoServ [38] が提案されている。分散型の既存手法は、モバイル端末同士で P2P ネットワークを用いてセンサ情報を共有する事で、ストレージ容量にかかるコストを分散する事が可能である。LL-Net や Mill の様に、モバイル端末同士で P2P ネットワークを構築する手法は、モバイル端末が利用するネットワークの帯域や遅延、接続性が一定で無い等の特性から、ネットワークを維持するコストが多くかかるという問題がある。また、分散型の既存手法は、モバイル端末によるオンデマンドなセンサ情報送信が出来ないという問題がある。

### 2. モバイル端末内蓄積型センサ情報共有手法

本研究では、センサ情報を蓄積するストレージを分散する方法として、モバイル端末内に取得したセンサ情報をそのまま蓄積するセンサ情報共有手法、MPSTDataStore を提案する。モバイル端末は、一定間隔（例：1分）ごとにセンサ情報を取得し、取得時刻と取得場所の位置情報を GPS を用いてセンサ情報に付加する。得られた全てのセンサ情報は、取得した端末内に保存しておきサービス提供者からのクエリを受け取った時にのみ送信する。そして、地理的範囲と時間を指定したセンサ情報の取得が可能な検索機能を、IaaS 型クラウドを用いたシステムである MPSCloud で実現する。MPSTDataStore では、センサ情報の検索機能と蓄積機能を、MPSCloud とモバイル端末に分離する事で、オンデマンドなセンサ情報の送信を可能とする。

MPSTDataStore の概要を図 5.1 に示す。図 5.1 では、モバイル端末が移動軌跡に沿って移動しながらセンサ情報を一定の間隔で取得している。モバイル端末は、センサ情報を取得すると GPS を用いて現在位置の緯度経度を取得する。そして、緯度経度を MPSLocator を用いて領域 ID に変換し、以前にその領域 ID で領域通知を送信した事がなければ MPSCloud に対してセンサ情報取得領域通知（領域通知）を送信する。領域通知は、MPSCloud に対してある領域でセンサ情報を保持した事を通知する行為であり、センサ情報を初めて取得した領域の ID と、モバイル端末の IP アドレスを内容に含める。送信された領域通知は、MPSCloud 内の担当する MPSNode に送り届けられる。MPSNode は、MPSCloud により動的に生成及び起動される仮想マシンで、端末がどの領域のセンサ情報を保持しているのかという情報を管理する。MPSLocator は、MPSCloud 内で利用されるものと



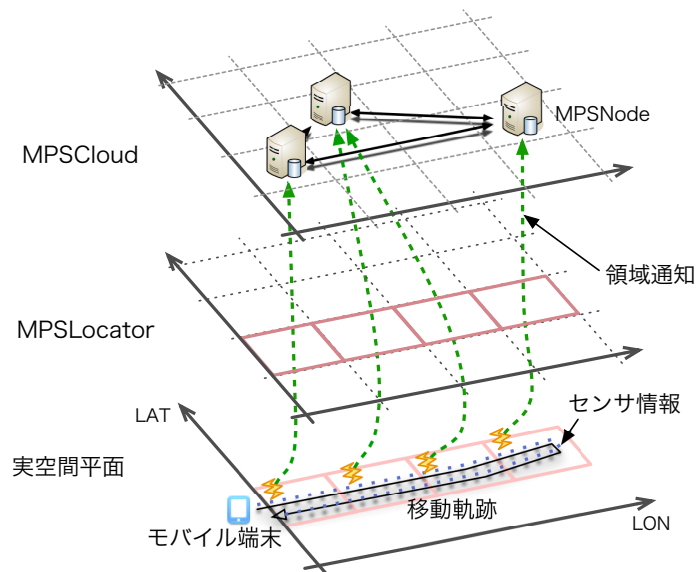


図 5.1 MPSDataStore の概要

モバイル端末内にインストールされて利用されるものが存在する。両者の、領域の分割数や領域 ID の割り当て方式は共通している。したがって、MPSCloud は MPSLocator を用いる事で、どのモバイル端末がどの領域のセンサ情報を保持しているかがわかる。

## 2.1 センサ情報取得位置の管理

MPSCloud では、モバイル端末内に蓄積されたセンサ情報を追跡するためにモバイル端末とセンサ情報の取得位置の紐付けを必要とする。しかしながら、全てのセンサ情報取得位置を追跡する事は困難である。そこで MPSLocator は、追跡が必要なセンサ情報取得位置を削減する機能を担う。

MPSLocator は、管理対象領域を格子状に分割し各領域への ID 割り当てを Z 曲線を用いて行う。Z 曲線は、多次元の値を 1 次元の数値である Z 値に変換する事が可能な空間充填曲線と呼ばれる曲線の一つで、変換に必要な計算量が少ない事が知られている。MPSDataStore は、モバイル端末がセンサ情報を取得するたびに緯度経度を領域 ID に変換する必要があるため、計算量が少ない Z 曲線を採用する事とした。緯度経度で表される格子より大きな格子に管理対象領域を分割するために Z 値割当 bit 数を定義する。Z 値割当 bit 数は、領域 ID に経度及び緯度から割り当てる bit 数である。Z 曲線を用い

## 第 5 章 位置情報を元にしたセンサデータストア

---

た領域 ID への変換は、Z 値割り当て bit 数を 2bit とし、緯度経度  $(x, y)$  を 2 進数表現  $(x_1x_2x_3x_4x_5\cdots, y_1y_2y_3y_4y_5\cdots)$  で表す時、領域 ID を  $x_1y_1x_2y_2$  で表される値とする事で行う。

管理対象領域の範囲は、緯度経度それぞれの最大値と最小値で表される。対象範囲と Z 値割り当て bit 数は、MPSCloud と全てのモバイル端末が共有する。モバイル端末は、緯度経度と領域 ID の対応を利用しセンサ情報取得位置が未通知の領域かを判断し、MPSCloud へ主体的に領域通知を行う。

### 2.2 クラウドコンピューティングを用いた負荷の分散

MPSCloud は、領域通知に含まれる領域 ID とモバイル端末の IP アドレスを端末情報として管理する。モバイル端末が集中する領域では、全モバイル端末数分の端末情報を管理する可能性がある。したがって、利用者数が増加した際には、端末情報を管理するシステムの負荷を分散しなければならない。

MPSCloud は、動的な計算機の割り当てのために IaaS 型クラウドを用いる。地理的範囲によるセンサ情報の検索を可能にすると同時に複数の仮想計算機による負荷の分散を実現するためには、仮想計算機間で通信を行うネットワークを構成しなければならない。そこで、範囲探索が可能な Peer-to-Peer (P2P) ネットワークの構築手法である SkipGraph [39] を改良することで実現する。各ノードが管理する位置情報の地理的な偏りを平滑化可能な手法は、秋山ら [40] により提案されている。秋山らの手法は、Z 曲線を用いて緯度経度を SkipGraph のキー空間に変換する。この手法では、位置情報の数が増加するに従い新たな資源を適切に割り当てる事で、負荷の分散を可能にしながら地理的範囲探索が可能な P2P ネットワークを構築している。しかしながら、秋山らの手法は、一つのキー値に最大数を超える位置情報が紐付けられた場合、その負荷を分散する事が出来ない。そこで、秋山らの手法を改良し、一つのキー値に複数台のノードを参加させる事が可能な MPSCloud ネットワークを提案する。

図 5.2 は、MPSCloud ネットワークにおける領域 ID と MPSNode、端末情報の関係を示している。図中のモバイル端末 3 台が、領域 ID が 0 から 7 までの範囲に領域通知を行なっている。端末 A は領域 ID1, 5 及び 6, 端末 B は領域 ID6 及び 7, 端末 C は領域 ID4 が表す領域において領域通知を行なっている。ここで、SkipGraph におけるレベル 0 の連結リストにおいて領域 ID が小さい側に所属している MPSNode を左ネイバーと呼ぶ。それぞれの MPSNode は、自身が所属する領域 ID を *AreaID*, 左ネイバーの所属する領

## 2. モバイル端末内蓄積型センサ情報共有手法

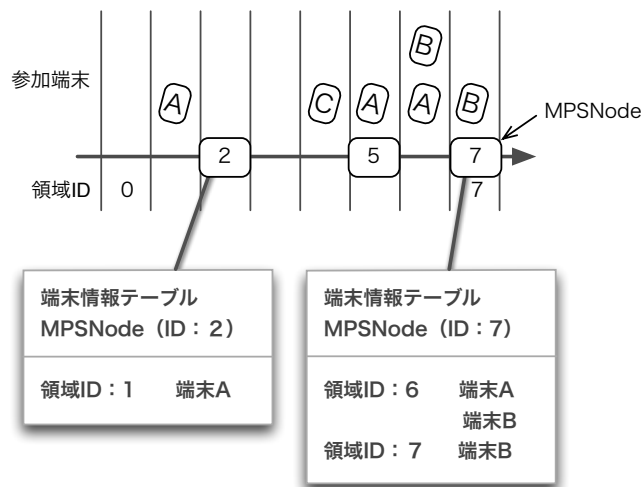


図 5.2 領域 ID と MPSNode, モバイル端末の関係

領域 ID を  $AreaID_L$  とすると,  $AreaID_L < AreaID_T \leq AreaID$  となる領域 ID  $AreaID_T$  においてセンサ情報を取得したモバイル端末を担当する。

次に MPSNode において負荷集中を避けるために新たな MPSNode を動的に追加する方法について述べる。MPSCloud には, MPSNode を生成するための計算機としてディスプレイパッチャを用意する。ディスプレイパッチャは, MPSCloud が起動されると初期ノードとなる MPSNode を生成する。初期ノードは, 領域 ID の最大値/2 の整数値を計算しキー値として用いる。また, MPSNode が担当する最大の領域通知数を定数の最大領域通知数としてあらかじめ定義し全ての MPSNode が保持する。最大領域通知数を超える領域通知を受け取った MPSNode は, 領域分割要求をディスプレイパッチャに対して送信する。領域分割要求には, 新規 MPSNode が担当する領域 ID と, 自身の IP アドレス及びキー値を含める。新規 MPSNode が担当する領域 ID は, 領域通知数を最も半分近く分割できる領域を割り当てる。そして, 該当する領域が複数ある場合は, 新規 MPSNode が担当する領域数が最も多くなる領域を割り当てる。MPSCloud ネットワークへの参加は, SkipGraph と同様の操作によって行う。最後に領域分割要求元の MPSNode から, 新規 MPSNode が担当する領域 ID の端末情報を移譲する。

領域の分割は, 以下の 3 つの場合に分けられそれぞれ異なる方法でネットワークに参加する。

- 重複しないキー値

## 第 5 章 位置情報を元にしたセンサデータストア

---

領域分割要求元の MPSNode と異なるキー値

- 重複するキー値  
領域分割要求元の MPSNode と同じキー値
- 複数 MPSNode から重複しないキー値  
複数の MPSNode から重複しないキー値への分割要求

新規 MPSNode に重複しないキー値が割り当てられた場合は、先述した様に SkipGraph の insert 操作によって挿入され分割した領域の端末情報が移譲される。新規 MPSNode に重複されるキー値が割り当てられた場合は、複数の MPSNode が同じ領域を担当する。ネットワークへの所属は、仮想的に複数台の MPSNode を 1 台のノードとしてまとめて所属させる方法を取る。ここで、最初にネットワークに参加した MPSNode をマスターノードと呼び、同じ領域 ID に参加する他の MPSNode をスレーブノードと呼ぶ。スレーブノードは、ネットワークに所属せずにマスターノードに対して自身の IP アドレスを通知する事でネットワークに参加する。クエリは、マスターノードがスレーブノードに転送する事で送り届けられる。端末情報テーブルの移譲は、担当する領域ごとに領域通知を半分か半分に最も近くかつ多い数を移譲する事で行う。複数台の MPSNode が同じ領域に所属している際に所属している領域以外に新規 MPSNode を割り当てる場合には、全ての MPSNode が管理する領域通知数を考慮に入れて分割する必要がある。そこで、マスターノードは、全スレーブノード及び自身が管理する所属領域以外の領域に対する領域通知の数を管理する機能を持つ。そして、所属領域以外への領域通知数が最大領域通知数の半分以上を超えた際には、所属領域の一つ左隣の領域に新規 MPSNode を所属させる。

以上の手順を用いる事で、領域通知の地理的な偏りに起因する負荷の偏りを分散しながら地理的範囲を用いた検索が可能な、MPSCloud ネットワークを構築する事ができる。

### 2.3 キャッシュ機能の設計

本節では、モバイル端末が送信するセンサ情報量を抑えるためのキャッシュ機能 MPSCache を設計する。MPSNode は、クエリを受信した際に自身が持つ MPSCache を利用してキャッシュ済みのセンサ情報を取り出す。MPSCache は、モバイル端末から受信したセンサ情報とクエリの組みを保持する。MPSCache は、空きキャッシュ容量を超えるキャッシュ保存要求が行われた場合は Least Recently Used (LRU) 方式でセンサ情報を

## 2. モバイル端末内蓄積型センサ情報共有手法

表 5.1 クエリに記述されている情報の例

クエリ ID	領域 ID リスト	対象時間	センサ情報の種類
A	1-5, 10-15	YYYY 年 MM 月 DD 日 8:00 から 10 分間	GPS 及び WiFi
B	4-8	同 8:05 から 10 分間	GPS 及び WiFi
C	1-5, 10-15	同 8:10 から 10 分間	GPS 及び WiFi

表 5.2 新たに生成されたクエリの例

クエリ ID	領域 ID リスト	対象時間	センサ情報の種類
D	6-8	YYYY 年 MM 月 DD 日 8:05 から 10 分間	GPS 及び WiFi
E	4-5	同 8:10 から 5 分間	GPS 及び WiFi

削減し、格納可能な空き容量を確保した上で保存する。一つのクエリによって取得されたセンサ情報が割り当てられたキャッシュ容量を超える場合は、センサ情報を破棄する。

### キャッシュ読み出し手順

キャッシュの読み出しは、以下の手順で行われる。

1. 対象範囲と対象時間が重複するクエリを取り出す
2. 重複した領域 ID と時間のセンサ情報を取り出す
3. 重複した部分を取り除いた新たなクエリを生成する

MPSCache は、重複するクエリがあるかを手順 1 を用いて確認する。重複するクエリが存在しない場合には、クエリをモバイル端末に転送する。重複するクエリが存在した場合には、手順 2 以降を実行する。手順 2 では、重複した領域と時間に取得されたセンサ情報をキャッシュ済みのセンサ情報の中から取得する必要がある。したがって、MPSCache には、領域 ID 及びセンサ情報と時刻及びセンサ情報それぞれの紐付けが可能なデータベースが必要となる。表 5.1 に、クエリに記述される情報の例を示す。クエリ A は、領域 ID1 から 5 まで及び 10 から 15 までを対象領域としている事を表す。

手順 1 では、はじめに領域 ID が重複するかを判別する。最初にクエリ A のみが MPSCache にキャッシュされているとする。クエリ B は領域 ID4 から 5 までがクエリ A と重

## 第 5 章 位置情報を元にしたセンサデータストア

---

複している。クエリ C は、全ての領域 ID がクエリ A と重複している。したがって、クエリ B 及びクエリ C は、対象領域がクエリ A と重複している。次に、領域 ID が重複したキャッシュ済みクエリの中から対象時間が重複しているクエリを取り出す。クエリ B は 8:05 から 8:09 までの 5 分間がクエリ A と重複している。しかしながら、クエリ C はクエリ A と重複する時間がない。したがって、クエリ C はそのまま MPSCache に返答されキャッシュの取り出しを行わない。クエリ B は対象とするセンサ情報の種類も重複するため、MPSCache は重複するキャッシュ済みのクエリが存在すると判定し、手順 2 へ進む。

手順 2 では、キャッシュ済みのセンサ情報を取り出す。手順 1 により重複するキャッシュ済みのクエリを取り出した MPSCache は、全ての重複したクエリごとに受け取ったクエリと重複する部分を取り出す。重複しなかった部分については、改めてその部分のみを含んだクエリを発行しモバイル端末に問い合わせる必要がある。したがって、手順 3 で、重複しなかった部分のクエリを生成する。次に、表 5.1 に示すクエリ A とクエリ B を用いて新たなクエリを生成する手順を述べる。クエリ A のみがキャッシュされているとする。クエリ B は、領域 ID4 から 5 及び 8:05 から 8:09 までの 5 分間がクエリ A と重複している。クエリ B からは、重複した部分の要求を取り除き新たなクエリを生成する。生成後のクエリを表 5.2 に示す。クエリ D は、クエリ A と重複しなかった領域 ID6,7 及び 8 においてセンサ情報を問い合わせるクエリである。また、クエリ E は、領域 ID4 と 5 においてクエリ A と重複したクエリ B の時間を除いた 8:10 から 5 分間に取得されたセンサ情報を問い合わせるクエリである。

### キャッシュ保存手順

キャッシュにヒットしなかった部分のクエリは、モバイル端末に転送される。モバイル端末は、クエリに合致するセンサ情報を自身のストレージのデータベースから取り出し、MPSCache に対して返信する。MPSCache は、MPSCache からクエリと全てのセンサ情報を受け取る事でキャッシュに保存する。センサ情報の保存には、以下の規則を用いる。

- センサ情報の量が割り当てられたキャッシュ容量を超える場合は、破棄する
- センサ情報の量が空き容量を超える場合は、LRU 方式を用いて空き容量を確保し、保存する
- 空き容量を超えない場合は、保存する

MPSCache は、受け取ったセンサ情報の量が自身に割り当てられたキャッシュ容量を超えない限り、必ずキャッシュする。

### 3. 評価

本節では、シミュレーションを用いて MPSDataStore の性能評価を行う。シミュレーション実験では、表 5.3 に挙げた変数を用いて評価を行う。提案手法が、管理する位置情報を削減できる事を示すために 2 日間のシミュレーションを行う。1 日目は、人の移動とセンサ情報の収集のみをシミュレートする。そして、2 日目は 1 日目に収集されたセンサ情報に対するクエリの発行を伴った実験を行う。また、東京都市圏を東西 96km, 南北 116km で区切り、経緯度を表すのに十分な 20bit を経緯度それぞれに割り当てる。シミュレーションでは、端末数に対する MPSDataStore の性能を明らかにするために、センサ情報を収集するモバイル端末数を 2,000 台から 10,000 台まで 2,000 台刻みで増加させる。最大領域通知数は、MPSDataStore が負荷分散できる事を示すために各端末台数の 30% とする。Z 値割当 bit 数には、1bit から 13bit まで 1bit 刻みで変化させた値を用いる。Z 値割当 bit 数を 14bit 以上にした場合は、領域の大きさが 10m×10m 以下となり GPS の誤差 (10m 四方等) を考慮すると適当でないため実験を行わない。各端末において 1 回のセンシングで収集されるセンサ情報量は、1KB と仮定しクエリによって取得されるセンサ情報も同一とする。シミュレーションで想定するサービスは、直近のセンサ情報を多く必要とするサービスを想定した。

#### 3.1 領域通知の管理

図 5.3 は、モバイル端末数が 10,000 台で最大領域通知数が全端末の 30% である際の領域通知数である。

図中のグラフは、縦軸に領域通知数、横軸に Z 値割り当て bit 数を用いている。図 5.3 (a) は、MPSCloud が管理した全ての領域通知数を示している。グラフより Z 値割り当て bit 数が小さい場合は、モバイル端末 1 台あたりの領域通知数が少なくなるため、MPSCloud が管理する全領域通知数は少なくなる。また、Z 値割り当て bit 数が大きくなると人の移動の地理的な偏りにより、領域通知数の伸びが鈍化する事がわかる。2 日間で取得されたセンサ情報の総数は、2,880 万個であった。提案手法を適用した場合は、センサ情報数が最大で約 328 万個となり、管理が必要な位置情報を 80% 以上削減している。

## 第 5 章 位置情報を元にしたセンサデータストア

表 5.3 シミュレーション実験の変数

対象	変数名	値
全体	クエリなし時間	1~1440 分 (1 日)
	クエリ有り時間	1441 分~2880 分 (1 日)
	対象範囲	東京都市圏 (幅 96km× 高さ 116km)
	経度 bit 数	20
	緯度 bit 数	20
	モバイル端末数	[2000,4000,6000,8000,10000]
MPSDataStore	最大領域通知数	モバイル端末数の 30%
	Z 値割当 bit 数	1bit から 13bit まで 1bit 刻み
サービス提供者	クエリ発行頻度	1 台あたり 1 日 6 回
	対象時間	現在時刻までの 10 分間
	対象範囲	現在位置を中心に 100m×100m
	センサ情報量	一回のセンシングで 1KB
	サービス利用端末数	端末数の 4 倍

図 5.3(b) は、領域毎と MPSNode 毎の領域通知数のばらつきである。領域ごとの領域通知数は、領域通知が行われなかった領域を除いている。また、表 5.4 に領域ごとに見た場合と MPSNode ごとに見た場合の領域通知数の中央値と四分位範囲を示す。MPSNode ごととの領域通知数の四分位範囲は、領域ごとの領域通知数の四分位範囲と比較すると Z 値割当て bit 数が 1 の時を除き小さくなっており、提案手法が領域通知を管理する負荷の偏りを平滑化できている事を表している。したがって、領域ごとの領域通知数に偏りがある場合は、提案手法を用いる事で MPSNode が管理しなければならない領域通知数の偏りを小さくできる。

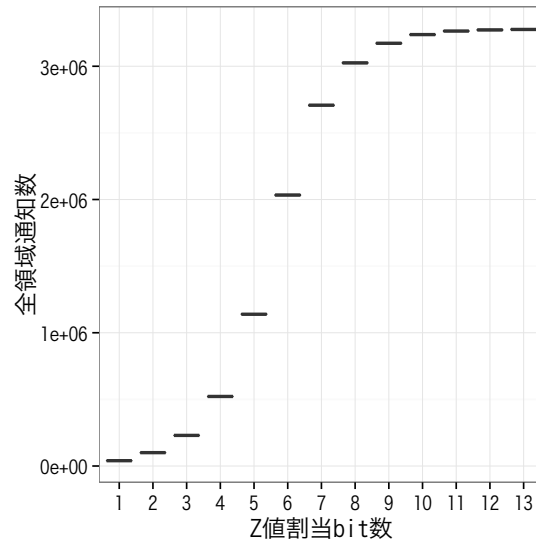
### 3.2 キャッシュ機能による通信量削減効果

図 5.4 は、キャッシュ容量が 100KB と 1MB において、キャッシュ機能による削減されたモバイル端末からのセンサ情報送信量の比率を示している。図中のグラフでは、キャッシュ容量 100KB に比べて 1MB の方がより多く端末からのセンサ情報送信量を削減可能であることがわかる。また、キャッシュ容量 1MB では、Z 値割当 bit 数が 4 以下の場合を除き 60%以上のセンサ情報送信量を削減している。以上より、MPSCache は、キャッシュ機能によりモバイル端末からのセンサ情報送信量を削減できることがわかる。

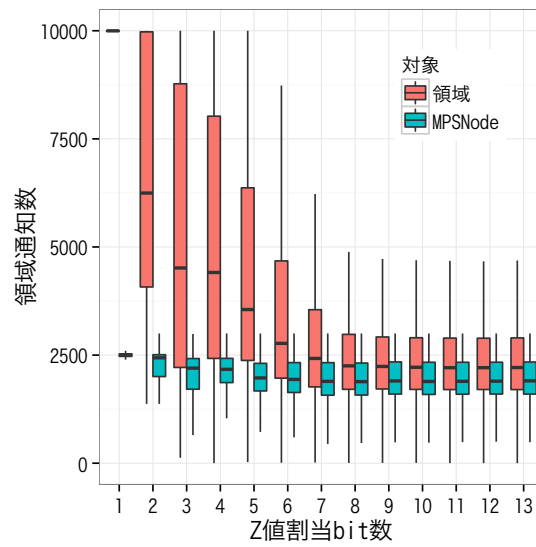


表 5.4 領域通知数の分散度（端末数 10,000 台, 最大領域通知数 30%の場合）

Z 値割当 bit 数	領域		MPSNode	
	中央値	四分位範囲	中央値	四分位範囲
1	9993	6	2501	29
2	6313	2736	2452	235
3	4509	3253	2182	361
4	4514	2767	2194	275
5	3548	2003	1969	318
6	2733	1344	1957	344
7	2385	861	1898	386
8	2216	644	1874	383
9	2225	585	1885	358
10	2187	593	1873	357
11	2236	577	1908	384
12	2200	600	1895	353
13	2224	597	1896	366

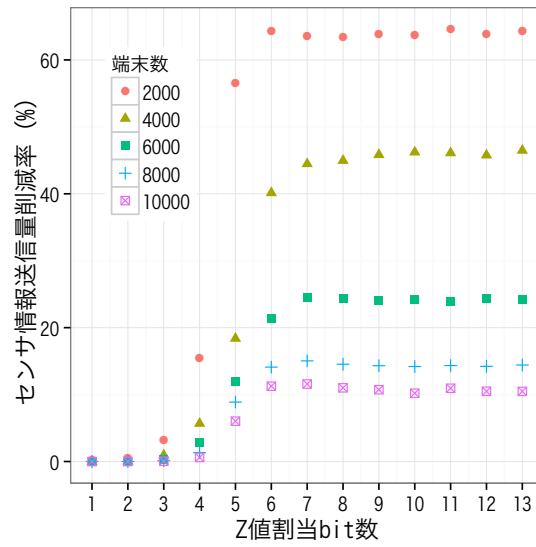


(a) 全領域通知数

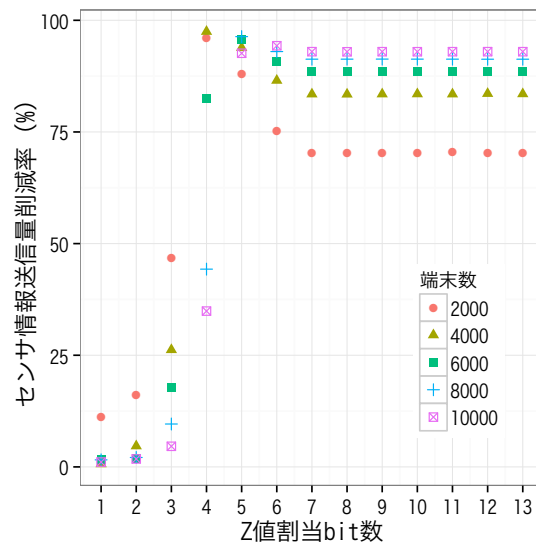


(b) 領域通知のばらつき

図 5.3 領域通知数（端末数 10,000 台，最大領域通知数 30%の場合）



(a) キャッシュ容量 100KB の場合



(b) キャッシュ容量 1MB の場合

図 5.4 キャッシュ容量ごとのセンサ情報送信用削減率

### 4. 今後の課題

MPSCache は、各 MPSNode に割り当てるキャッシュ容量を定数としてあらかじめ定めて用いている。しかしながら、センサ情報が集中する領域においては、一回のクエリで割り当てられたキャッシュ容量を超えるセンサ情報が取得される場合があった。提案手法では、キャッシュ容量を超えるセンサ情報が取得された場合、そのクエリとセンサ情報は破棄されるため、センサ情報送信量削減率を下げる要因となっていた。センサ情報が集中する領域にはより多くのキャッシュ容量を割り当てるなど、キャッシュ容量の割り当てに偏りを持たせる事で、センサ情報削減率を高める事ができると考えられる。

### 5. おわりに

本章では、参加型センシングのための端末内蓄積型センサ情報蓄積手法として MPS-DataStore を提案した。MPSDataStore は、モバイル端末が収集したセンサ情報をそのまま端末内に蓄積する事でストレージコストを削減する。また、MPSDataStore は、センサ情報を保持する端末を追跡するために MPSLocator を用いる事で管理に必要な位置情報を削減可能である。そして、IaaS 型クラウドを用いた負荷分散機能 MPSCloud を用いる事で、位置情報の地理的な偏りに起因する負荷の偏りを平滑化する。評価では、2 日間の人の移動を模したシミュレーション実験により MPSDataStore において管理が必要な位置情報を 80%以上削減できる事を明らかにした。また、位置情報の地理的な偏りに起因する位置情報の管理負荷の偏りを平滑化できることを明らかにした。キャッシュ機能を用いる事で、モバイル端末のセンサ情報送信量を削減できることを明らかにした。

## 第6章 議論

本論文では、LBMに向けてマルチキャストアドレス、経路制御の設計と評価を行った。また、LBMのアプリケーションとしてMPSTDataStoreについて提案と評価を行った。本章では、位置情報の保護、多用途への応用可能性と今後の課題について述べる。

### 1. ネットワーク層で実現する意義

第2章でも述べた通り、位置に依存した情報配信は、既存のインターネット上でも実現可能である。インターネットは、その誕生から今日に至るまでTCP/IPによる階層モデルにより実現されてきた。しかしながら、インターネットの規模拡大、アプリケーション・サービスの変化に伴い上位層の機能を下位層で実現する動きがある。

Internet Engineering Task Force (IETF) で標準化されている Trill [41, 42] は、データリンク層 (L2) でループフリーなネットワークを構築する技術である。この技術には、ネットワーク層で経路制御プロトコルとして利用されてきた Intermediate System to Intermediate System (IS-IS) の知見が生かされている。L2における識別子である MAC アドレスをスイッチ間で相互に経路交換しフレームを転送する。Trill では、MAC アドレスを用いた自律的な経路制御により、大規模な L2 ネットワークを実現する。

SEATTLE [43] は、Trill と同様に L2 ネットワークにおいてループフリーな大規模 L2 ネットワークを実現する。SEATTLE は、MAC アドレスによるルーティングを行っており、Peer-to-Peer (P2P) ネットワークに用いられる分散ハッシュテーブル (Distributed Hash Table : DHT) を利用している。DHT は、MAC アドレスとその端末を収容しているスイッチ、ポートを対応付ける。SEATTLE では、上位層のアプリケーションで用いられていた手法を活用することで下位層の問題を解決している。

本研究で提案した LBM は、既にアプリケーションとして実現されている位置依存の情報配信を、下位層のネットワーク層で提供する。上位層の機能を下位層で実現する意義は、個別のアプリケーション、サービス、通信事業者への依存を少なくすることである。

LBM では、ネットワーク層で位置依存情報配信を実現するために、IP マルチキャストを拡張した、GALMA は、論理回路の単純化に用いられているカルノー図に着想を得たアドレッシングである。また、LBM の経路制御ではユニキャスト経路制御に用いられている経路集約機能をルータが自律的に集約できるように拡張したものである。LBM は、これらの機能によりネットワーク層で規模拡張性のある位置依存情報配信基盤を提供できると考える。

### 2. 位置情報の保護

スマートフォンなどの普及に伴い多様なセンサ情報を利用したアプリケーションやサービスが提供されている一方で、取得されたセンサデータの利活用における個人情報保護が問題となっている。これは、センサデータが利用者を判別可能で、且つプライバシーに関わる多くの情報を含んでいるためである。

LBM では、GALMA に IPv6 マルチキャストアドレスとして、緯度経度の交番二進符号を埋め込んでいる。そのため、端末の位置情報（緯度、経度）は、GALMA が判明すれば逆計算により得られる。したがって、第 3 者に端末の GALMA から個人の位置情報を容易に知られてしまう可能性がある。

LBM では、こうした問題を端末の利用者自身が GALMA の階層を指定する仕組みにより解決可能である。位置情報サービスが必要とする位置情報の粒度はサービス毎に異なり、必ずしも詳細な位置情報を必要としない。例えば、地図案内サービスであれば利用者の詳細な位置が必要となるが、foursquare のような滞在地点を記録するようなサービスでは、利用者の滞在している施設がわかればよい。GALMA は、アドレス決定時の階層を深く設定することによりグリッドが細かくなり、端末位置が推定されやすくなる。一方で階層を上位層に設定することにより GALMA は、グリッドが粗くなり端末の位置を特定されにくくなる。従って、利用者が GALMA の階層数を指定することで利用者個人の方針、サービスの要求に合わせて位置情報の粒度を制御できる。

また、LBM は、サービス提供者に GALMA を通知する必要がなく、端末が接続している通信網に対して join するのみである。そのため、サービス提供者は受信端末の GALMA を関知することがなく、LBM の配信網から提供者がそのアドレスを知ることもできない。各端末の接続している通信網内では端末の GALMA を把握されてしまうが、個別のサービス提供者に知られることはない。

LBMは、GALMAの階層数を利用者が変更可能であることにより、利用者自身がプライバシー情報の粒度を制御できる。また、利用者はマルチキャストの特性により通信網でのみGALMAが管理されることで、位置情報がサービス提供者を含む第3者に公開されることなく、位置依存情報配信サービスを享受することができる。

### 3. 屋内での位置依存情報配信

本研究では、屋外での位置に依存した情報配信を想定し、緯度経度に対応する階層的なIPv6マルチキャストアドレスを設計した。端末位置を利用した情報配信は、屋外のみならず屋内での利用も有用である。屋内では、屋外と異なり狭い領域内で、端末群の位置を識別しなければならない。

こうした屋内での位置に応じた情報配信・制御は、現在のLBMを拡張することにより実現できると考える。屋内でLBMを利用する方法としては、GALMAのアドレススコープ(図3.4, 表3.3)に屋外で用いる *Global-LBM* に加えて *Local-LBM* を追加し、GALMAが屋外・屋内のどちらのアドレスを指し示しているのかを判断し利用する方法が考えられる。この時GALMAは、LBMの対象となる屋内領域を屋外と同様に階層数に応じて格子状に分割し、各格子にアドレスを割り当てる。*Global-LBM* との違いは、GALMAの指し示す最大の領域が対象となる屋内の広さとなる点である。端末の位置は、Indoor Messaging System (IMES) などの各種屋内位置推定技術を用いて推定された位置情報とする。ただし、屋内の位置情報はGPSのように緯度経度(WGS84形式など)で表記されるとは限らない。そのため、屋内用のLBMでは、各種推定技術に応じた位置情報からGALMAへのアドレス変換機構が必要不可欠である。

### 4. 3次元への拡張

第3章で提案したGALMAは、2次元の位置情報(緯度, 経度)をマルチキャストアドレスに変換している。現在、多くの位置情報サービスは、緯度経度を元にしてサービスを提供している。GPSから取得される位置情報は、緯度経度以外に高度を含んでおり、高度を利用することで新たなサービス、アプリケーションの可能性が生まれる。

3次元の領域への情報配信に拡張するには、マルチキャストアドレスのグループID部分に高度の識別子を埋め込む方法がある。図6.1は、図3.4で示したアドレス構造に高度の識別子を加えたアドレス構造である。この構造では、高度の階層数を表す  $D_{alt}$  (6ビット

## 第 6 章 議論

ト)を追加している. 図 3.4 では,  $Loc_{id}$  を緯度, 経度それぞれに 50 ビットずつ合計 100 ビットを割当てている. 3次元の GALMA では, 高度分の識別子を追加しなければならないため  $Loc_{id}$  を緯度, 経度に 31 ビット, 高度に 32 ビットずつ合計 94 ビットを割当てる. 高度が 32 ビットになっているのは,  $Loc_{id}$  から階層数 (18 ビット) を除いた部分 94 ビットを割り当てる際に, 緯度経度高度に均等に割り当てることができなかつたためである.

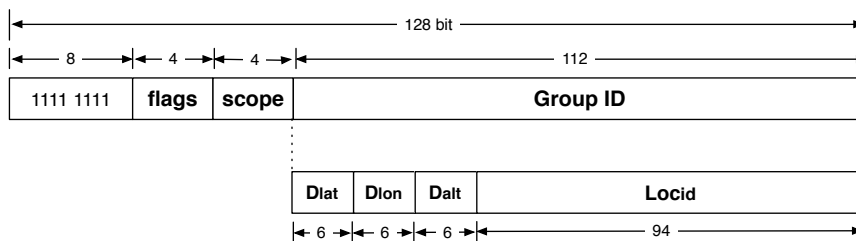


図 6.1 3次元に対応した GALMA のアドレス構造

この 3次元に拡張された GALMA を用いることで, 高度を含めた 3次元の領域の識別が可能となる. しかし, 高度の識別子を  $Loc_{id}$  に加える事で緯度経度に対する割当てビット数が削減され, 位置の最大解像度が低くなってしまう.

3次元への位置情報配信は, アドレスで 3次元の領域を配信する意外にも, 2次元の GALMA を用いてアプリケーションで実現する方法も考えられる. この方法では, 配信する情報に高度の情報 (例: 高度 10m~30m にある端末を対象) を埋め込み, 宛先の領域へ配信する. 対象領域の受信端末では, 受信した情報の対象高度に自端末の高度が含まれるかを判断し, 含まれる場合は受信, 含まれない場合は破棄する. したがって, この方法は, GALMA のアドレス構造に変更を加えることなく, 3次元に拡張された領域への配信が可能となる. ただし, 配信対象の高度に存在しない端末群も同じパケットを受信するため, 不必要な配信が多くなる問題がある.

3次元領域への情報配信は, 上記 2つの方法で実現できる可能性がある. 高度情報を用いるアプリケーションの利用者が多い状況では, 前者の 3次元に拡張された GALMA を用いた配信の実現がよいと考える. 一方で, 高度情報を用いる利用者が少ない状況では, 2次元の GALMA を用いて受信端末で高度情報にもとづいて受信可否を判断する方法がよいと考える.



## 5. 移動体におけるアドレス更新

LBM では、端末の現在位置に応じて GALMA を決定し join することで、その位置に対する情報を受信可能となる。しかし、端末が高速で移動する際に深い階層でアドレスを決定する場合は、図 6.2(a) に示すように端末の移動に伴いアドレスの指し示す位置と実際の位置に乖離が生じる可能性がある。また、移動に伴い頻繁にアドレスの更新が発生し、端末が接続しているネットワークに対して頻繁に join/leave を発生させてしまう可能性がある。

この問題の回避策としては、2つの方策が考えられる。1つ目の方策は、端末が決定する GALMA の階層を浅くしアドレスの範囲を広くし、端末の移動後もその位置が移動前に決定したアドレスに含まれるようにする方法である (図 6.2(b))。この方法では、GALMA の階層を浅くするほど移動中のアドレス更新頻度を削減することができる。一方で、端末が広範囲のアドレスに join するため、不必要な情報を受信してしまう。

2つ目の方策は、端末の進行方向と位置を予測し、予めそれらの位置のアドレスに join する方法である (図 6.2(c))。この方法では、移動先のアドレス群に join することで移動に伴う情報の取得漏れを軽減できる。一方、移動方向・位置を予測することが必要であり、且つ同時に複数の位置に join しなければならない。端末位置の予測精度は、道路、鉄道の路線情報と組み合わせることで向上させることができる。

## 6. 他用途への応用

LBM は、GALMA によるマルチキャスト経路数削減によりネットワーク層において、規模拡張性のあるマルチキャスト通信を実現する。LBM の集約可能なマルチキャストアドレスと経路制御機能は他の分野へも応用できる可能性がある。本節では、LBM の他用途への応用について述べる。

**データセンタ内マルチキャスト転送** データセンタでは、同じデータを単一の送信端末から複数の受信端末へ転送する処理が発生する。このような処理には、端末への OS イメージ配布や分散ファイルシステムでのデータ複製がある。データセンターには、仮想・物理を問わず膨大な端末が存在しそれらの起動時に設定された OS イメージを起動しなければならない。また、Google File System [44] などの分散ファイルシステムでは、データの信頼性向上のために複数のサーバに同じデータを保存しなければならない。この時

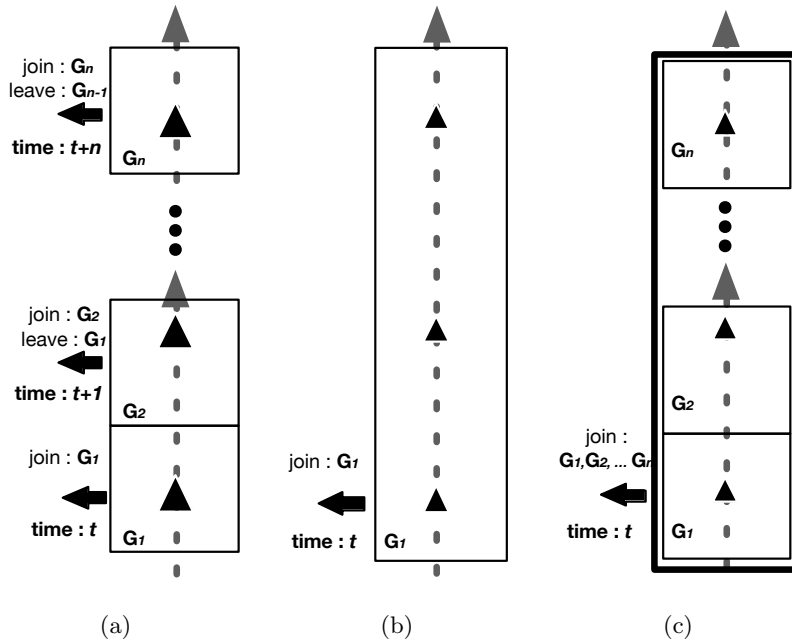


図 6.2 端末移動時のアドレス join

ユニキャスト通信では、分散するサーバの数だけデータ複製し転送しなければならない。特に前者のような OS イメージ配布処理では、データ量が大きいためデータセンタ内のネットワーク帯域を大きく消費する。

そのため、既存の IP マルチキャストやオーバーレイネットワークを応用した手法が提案されている。しかし、既存の IP マルチキャストでは、経路数はグループ数に依存するため規模拡張性が劣る。一方、オーバーレイを利用した手法では、ノード間で動的にマルチキャストグループを構築でき IP マルチキャストに比べて規模拡張性に優れる。しかしながら、物理トポロジとオーバーレイの論理トポロジが一致しないため必要以上に帯域を浪費する可能性がある。こうした問題に対しては、Contents Centric Network (CCN) に着想を得た Datacast [45] や、ESM [46] が提案されている。

LBM を応用すれば、上記の IP マルチキャストの問題点を克服し、低遅延で規模拡張性のあるデータセンタ内マルチキャストを実現できる可能性がある。この方法では、GALMA に実世界の位置情報ではなくデータセンタ内での位置（ラック、マウント位置、L2 トポロジなどを反映）を対応付ける。GALMA へ対応付ける理由は、階層的なマルチキャストアドレスの恩恵によりルータが保持する経路数を削減できることである。各種

データは、宛先の端末群へマルチキャストにより適切な位置（ルータ）で複製されて配送される。

**大規模多人数参加型オンラインRPG 基盤** 大規模多人数参加型オンラインRPG (Massively Multi-player Online Roll Playing Game:MMORPG) は、ゲームのプレイヤー同士が同じゲーム空間（フィールド）を共有するオンラインゲームである。参加者全員がひとつのフィールドを共有するには、フィールド内でのプレイヤーの位置を把握することが必要である。しかし、多数のプレイヤー同時に利用する広大なフィールドを単一のサーバで提供することは困難である。MMORPGでは、サーバの負荷を軽減するためにフィールドを分割しサブ・フィールド毎にサーバを割り当て、プレイヤーの位置にあわせて接続するサーバを分散させている。これによりサーバの負荷を削減し、プレイヤーの参加数に対して規模拡張性を実現している。しかしながら、プレイヤーの移動、行動の反映、プレイヤー間のメッセージ交換には、フィールドを管轄するサーバを介して行う必要がある。

このサーバ、クライアント間の通信量を削減する方法として、ゲーム内のフィールドをGALMAのアドレス空間に対応付け、サーバとクライアント間の通信をマルチキャストで実現する方式が考えられる。プレイヤー端末は、フィールドに対応するGALMAを生成しjoinすることでそのフィールドに対する通信を受信する。フィールドの管理サーバは、自フィールドのGALMAに対してフィールドの更新情報やメッセージを送信するだけでフィールド内のプレイヤーへの通知が可能となる。これにより、各フィールドの更新に関わる通信量を削減できると考える。

## 7. 今後の課題

### ドメイン間LBMへの拡張

本研究では、第4章において階層的経路集約が可能なマルチキャスト経路制御手法を提案した。この経路制御手法は、単一のドメイン内でのLBMを想定している。しかし、位置・領域に存在する端末群が必ずしも同一の通信網に接続しているわけではなく、異なる通信網に接続しているのが一般的である。したがって、位置・領域に存在する全ての端末に対してLBMにより情報を配信するためには、通信網を越えた経路制御が必要である。今日のインターネットにおいてドメイン内とドメイン間の経路制御では、別々の経路制御プロトコルが用いられている。ドメイン内では、Open Shortest Path Fast (OSPF), Routing Information Protocol (RIP) といっ

た経路制御プロトコルが用いられている。ドメイン間では、Autonomous System (AS) 間を相互に接続し Border Gateway Protocol (BGP) によりそれぞれの経路を交換することで異なるドメイン間での通信を実現している。ドメイン間の IP マルチキャスト経路制御は、BGP を拡張した Multiprotocol Extensions for BGP-4 (BGP4+) [47] により実現することができる。BGP4+では、BGP と同様にドメイン間のユニキャスト経路制御で利用可能なさまざまなポリシー制御ができる。

提案した LBM の経路制御は、単一のドメイン内で送信元に対するユニキャスト経路を利用してマルチキャスト経路を構築する。ドメイン間に渡る LBM の経路制御では、join/leave を送信元端末が存在するドメインに対して転送し、ドメイン間に渡るマルチキャスト経路を構築しなければならない。ただし、この場合はドメイン間の接続ルータで端末の join/leave に伴う経路の更新処理が頻繁に発生してしまう可能性がある。経路更新に伴い発生するルータの負荷を抑制するには、予め各ドメインが管轄する実世界の領域を包含する GALMA を他のドメインに伝える（経路広告）方法が有効であると考えられる。このようにドメイン同士で相互に経路広告を行うことで、ドメインの管轄している領域を知ることが可能となる。そして、ドメイン間での join/leave は、その経路で示された領域でのみ行い、ドメイン内での端末群からの join/leave による経路の変更を外部のドメインへと通知しないようにする。送信者側のドメインは、マルチキャストパケットを転送する際に宛先アドレスを広告しているドメインに対して転送するだけでよい。転送先のドメイン内では、第 4 章で提案した経路制御によって宛先端末へと配送を行う。上記の方法によりドメイン間を越えた LBM の経路制御が可能となる。ドメイン間の経路制御を行うためには、ドメイン同士を接続するルータ間で上記の経路交換を行う仕組みを導入しなければならない。

### マルチキャスト送信元数増加への対応

第 4 章で提案したマルチキャスト経路制御手法は、従来の PIM-SSM に比べて経路数を大幅に削減できることを評価により確認した。しかし、経路集約が送信元毎に行われるため送信元数に経路数が比例する傾向があり、サービス提供者が増加していくと経路数の肥大化を防ぐことはできない。この問題の解決には、送信元アドレスに対しても経路を集約するといった機構が必要である。

## 第7章 結論

位置に依存した情報配信は、人、端末の状況に合わせた情報提供に必要不可欠である。しかし、既存の位置依存情報配信では、位置情報の管理、共有、配信の効率性に問題がある。本研究では、こうした問題を解決するべく位置依存マルチキャスト (Location-Based Multicast) を提案した。LBM は、位置の管理、位置・領域に対する情報配信を IP マルチキャストによりネットワーク層で実現する。LBM を用いることにより、個々のサービス、キャリアに依存した配信基盤を IP ネットワークのように組織を越えて構築可能となる。

LBM を実現する要件として、位置・領域の一意的な識別、メンバシップ管理、マルチキャスト経路制御を示した。本研究では、上記の要件のうち位置・領域の一意的な識別、マルチキャスト経路制御に取り組んだ。また、LBM のアプリケーションとしてセンサデータ共有基盤として MPSDataStore を提案した。

まず、本研究では位置・領域の一意的な識別の要件に対して GALMA という階層構造を持ったマルチキャストアドレスを提案した。GALMA は、実世界の位置・領域を IPv6 マルチキャストアドレスに対応させ、四分木構造により領域の指定と経路集約を同時に実現した。評価では、GALMA を用いることで他のアドレス割り当て方式と比べて、階層構造を利用した集約によりアドレス数を効果的に削減できることを示した。

従来の IP マルチキャストでは、階層的なアドレス構造を想定しておらず経路集約ができない問題があった。そこで、提案手法では、GALMA の階層的なアドレス構造を用いてユニキャスト経路制御のような経路集約を可能とした。シミュレーション実験により、従来の IP マルチキャスト経路制御手法 (PIM-SSM) と比べてコアネットワークでの経路数を約 90% 削減できる事を示した。これまでの研究により位置情報からグループアドレス (GALMA) を生成し、ルータに置いて階層的に経路を集約できることを示した。

最後に LBM を活用したアプリケーションとしてセンサデータ共有基盤 MPSDataStore を提案した。MPSDataStore は、SkipGraph を用いてスマートフォンに蓄積されたセンサデータを検索可能にした。LBM は、MPSDataStore において特定の位置・領域に存在する端末群からセンサデータを取得する際に貢献する。従来では、端末の位置を管理し

## 第 7 章 結論

---

なければならなかったが，LBM を用いることで端末位置を把握する必要なく，情報取得のメッセージを対象端末に届けることができる。

本研究では，ネットワーク層での位置依存情報配信を目的として LBM を提案し，位置・領域識別子，経路制御プロトコルの設計と評価を行った。今後，位置に依存した情報配信が大規模で且つ広域で必要になる中で，本研究の成果が活用されることを期待する。

---

## 謝辞

主指導教員の山口英教授には、本研究を進めるにあたり博士前期課程から多大なるご指導とご助言を賜りました。また、日頃から研究に対する心がけ、研究活動だけで閉じずに社会でどのように活かすかを考えることの大切さについて学びました。心より感謝いたします。本研究を遂行するにあたり副指導教員である奈良先端科学技術大学院大学情報科学研究科の伊藤実教授、名古屋大学 工学研究科の河口信夫教授には、博士論文の研究を進めるにあたりご助言とご指導を賜りました。深く御礼申し上げます。副指導教員である奈良先端科学技術大学院大学情報科学研究科の門林雄基准教授には、日頃より研究活動を行う上で多大なご助言とご指導を賜りました。深く感謝の意を表します。

奈良先端科学技術大学院大学情報科学研究科の奥田剛特任准教授には、日頃から研究に関する議論と論文執筆にあたり丁寧なご意見とご指導を賜りました。深く感謝いたします。

慶應義塾大学大学院メディアデザイン研究科 加藤朗教授、奈良先端科学技術大学院大学情報科学研究科 樫山寛章特任准教授、東京大学情報基盤センター 宮本大輔助教には、小生の公聴会にご多忙の中ご出席頂き博士論文に対して丁寧で多岐にわたる助言を賜りました。心より御礼申し上げます。

東京大学 空間情報科学センターからは、第3章、第5章の評価に用いた「人の移動軌跡データ」をご提供いただきました。深く感謝いたします。

研究を遂行する上で WIDE Project の合宿などを通じて研究に関する議論を交わした慶應義塾大学 堀場勝広氏、情報通信研究機構 遠峰隆史氏、東京大学 中村遼氏に感謝いたします。INTEROP Tokyo (2008年-2013年) NOC/Contributor/STM の皆様とは、ShowNet の設計・構築・運用を通してインターネットに関わる多くの運用・構築技術を学びました。関係者の皆様に心より感謝いたします。

NECOMA Project の東京大学 関谷勇司准教授、石原知洋助教、田崎創特任講師には、博士論文執筆中に温かい励ましのお言葉とご助言を賜りました。感謝いたします。

奈良先端科学技術大学院大学 情報科学研究科 インターネット工学研究室の卒業生であ

るインターネットイニシアティブジャパン (IIJ) の丹羽絢也氏とは、在学中に共同で研究活動を行いました。本論文の第5章は、氏との共同研究による成果です。深く感謝の意を表します。

奈良先端科学技術大学院大学 情報科学研究科 インターネット工学研究室で研究活動を共にした先輩・後輩諸氏に心より感謝いたします。インターネット工学研究室の谷田奈津江女史，西峠幸香女史，大森直子女史には，学生生活を送る上でご協力とご支援をいただきました。深く感謝の意を表します。

小生が奈良先端科学技術大学院大学に入学したきっかけは，School of Internet (SOI) で公開されていた山口英教授の講義を拝見したことです。SOIを提供してくださった皆様に心より感謝いたします。

最後に，大学院での長い研究生生活を支えてくれた両親に心より感謝いたします。



## 参考文献

- [1] D. Evans, “The Internet of Everything,” Technical report, Cisco Systems, 2012.
- [2] GPS.gov, <http://www.gps.gov/>.
- [3] E.G.N.S.S. Agency, <http://www.gsa.europa.eu/>.
- [4] 準天頂衛星システムサービス株式会社, “準天頂衛星システム”. <http://www.qzs.jp/about/index.html>
- [5] A. LaMarca, J. Hightower, I. Smith, and S. Consolvo, “Self-mapping in 802.11 location systems,” Proceedings of the 7th International Conference on Ubiquitous Computing, pp.87–104, UbiComp’05, Springer-Verlag, 2005.
- [6] 伊藤誠悟, 吉田廣志, 河口信夫, “無線 lan を用いた広域位置情報システム構築に関する検討,” 情報処理学会論文誌, vol.47, no.12, pp.3124–3136, 12月 2006.
- [7] 暦本純一, 塩野崎敦, 末吉隆彦, “Placeengine—実世界集合知に基づく wifi 位置情報基盤,” インタ-ネットコンファレンス論文集, vol.2006, pp.95–104, 2006.
- [8] E. Katz-Bassett, John P. John, A. Krishnamurthy, D. Wetherall, T. Anderson, and Y. Chawathe, “Towards ip geolocation using delay and topology measurements,” IMC ’06, pp.71–84, ACM, 2006.
- [9] S. Triukose, S. Ardon, A. Mahanti, and A. Seth, “Geolocating ip addresses in cellular data networks,” PAM’12, pp.158–167, Springer-Verlag, 2012.
- [10] B. Karp and H. T. Kung, “GPSR: greedy perimeter stateless routing for wireless networks,” MobiCom ’00, pp.243–254, ACM, 2000.
- [11] BitTorrent Inc., “BitTorrent”. <http://www.bittorrent.com/>
- [12] 金子 雄, 春本 要, 福村真哉, 下條真司, 西尾章治郎, “ユビキタス環境における端末の位置情報に基づく p2p ネットワーク,” 情報処理学会論文誌. データベース, vol.46, no.18, pp.1–15, Dec. 2005.

## 参考文献

---

- [13] J. Li, J. Jannotti, D.S.J. De Couto, David R. Karger, and R. Morris, “A scalable location service for geographic ad hoc routing,” Proceedings of the 6th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking, pp.120–130, MobiCom ’00, ACM, 2000.
- [14] Stephen E. Deering and David R. Cheriton, “Multicast routing in datagram inter-networks and extended lans,” ACM Trans. Comput. Syst., vol.8, no.2, pp.85–110, May 1990.
- [15] Hugh W. Holbrook and David R. Cheriton, “Ip multicast channels: Express support for large-scale single-source applications,” Proceedings of the conference on Applications, technologies, architectures, and protocols for computer communication, pp.65–78, SIGCOMM ’99, ACM, 1999.
- [16] N. G.-I. Agency, “World Geodetic System (WGS) 84”. <http://earth-info.nga.mil/GandG/wgs84/index.html>
- [17] S.E. Deering, “Host extensions for IP multicasting,” RFC 1112 (Standard), Aug. 1989. Updated by RFC 2236. <http://www.ietf.org/rfc/rfc1112.txt>
- [18] M. Cotton, L. Vegoda, and D. Meyer, “IANA Guidelines for IPv4 Multicast Address Assignments,” RFC 5771 (Best Current Practice), March 2010. <http://www.ietf.org/rfc/rfc5771.txt>
- [19] B. Haberman, “Allocation Guidelines for IPv6 Multicast Addresses,” RFC 3307 (Proposed Standard), Aug. 2002. <http://www.ietf.org/rfc/rfc3307.txt>
- [20] R. Hinden and S. Deering, “IP Version 6 Addressing Architecture,” RFC 4291 (Draft Standard), Feb. 2006. Updated by RFCs 5952, 6052. <http://www.ietf.org/rfc/rfc4291.txt>
- [21] Julio C. Navas and T. Imielinski, “GeoCast-geographic addressing and routing,” MobiCom ’97, pp.66–76, ACM, 1997.
- [22] T. Hain, “An IPv6 Geographic Global Unicast Address Format,” <http://tools.ietf.org/html/draft-hain-ipv6-geo-addr-02>, July 2010. <http://tools.ietf.org/html/draft-hain-ipv6-geo-addr-02>

- 
- [23] G. Niemeyer, “GeoHash”. <http://geohash.org/>
- [24] B. BEATTY, “Compact text encoding of latitude/longitude coordinates,” Nov. 2007. [http://www.patentlens.net/patentlens/patent/US\\_7302343/en/](http://www.patentlens.net/patentlens/patent/US_7302343/en/)
- [25] NAC Geographic Products Inc, “NaturalAreaCoding”. <http://www.nacgeo.com>
- [26] N.G.P. Inc, <http://www.nacgeo.com/>.
- [27] J.-H. Cui, J. Kim, D. Maggiorini, K. Boussetta, and M. Gerla, “Aggregated multicast- a comparative study,” Cluster Computing, vol.8, no.1, pp.15–26, Jan. 2005.
- [28] R. Droms, “IPv6 Multicast Address Scopes,” RFC 7346 (Proposed Standard), Aug. 2014. <http://www.ietf.org/rfc/rfc7346.txt>
- [29] 東京大学空間情報科学研究センター, “人の流れプロジェクト”. <http://www.csis.u-tokyo.ac.jp/>
- [30] 岡田和也, 奥田 剛, 門林雄基, 山口 英, “位置依存情報配信を目的とした ipv6 マルチキャストアドレスの設計と評価,” 情報処理学会論文誌, vol.55, no.2, pp.619–629, 2月 2014年.
- [31] B. Fenner, M. Handley, H. Holbrook, and I. Kouvelas, “Protocol Independent Multicast - Sparse Mode (PIM-SM): Protocol Specification (Revised),” RFC 4601 (Proposed Standard), Aug. 2006. Updated by RFCs 5059, 5796, 6226. <http://www.ietf.org/rfc/rfc4601.txt>
- [32] “igraph”. <http://igraph.org/>
- [33] 総務省, “平成 24 年版 情報通信白書”. <http://www.soumu.go.jp/johotsusintokei/whitepaper/ja/h24/pdf/index.html>.
- [34] R.K. Rana, C.T. Chou, Salil S. Kanhere, N. Bulusu, and W. Hu, “Earphone: an end-to-end participatory urban noise mapping system,” Proc. of IPSN, pp.105–116, IPSN ’10, ACM, New York, NY, USA, 2010. <http://doi.acm.org/10.1145/1791212.1791226>

## 参考文献

---

- [35] Google, “Our mobile planet”. <http://www.thinkwithgoogle.com/mobileplanet/ja/>.
- [36] 金子 雄, 春本 要, 福村真哉, 下條真司, 西尾章治郎, “ユビキタス環境における端末の位置情報に基づく p2p ネットワーク,” 情報処理学会論文誌. データベース, vol.46, no.18, pp.1–15, 2005-12-15.
- [37] S. MATSUURA, K. FUJIKAWA, and H. SUNAHARA, “Mill: A geographical location oriented overlay network managing data of ubiquitous sensors,” IEICE Trans. Commun., vol.90, no.10, pp.2720–2728, Oct. 2007.
- [38] J.H. Ahnn, U. Lee, and H.J. Moon, “Geoserv: A distributed urban sensing platform,” CCGrid, 2011 11th IEEE/ACM International Symposium on, pp.164–173, may 2011.
- [39] J. Aspnes and G. Shah, “Skip graphs,” ACM Trans. Algorithms, vol.3, no.37, pp.1–25, Nov. 2007.
- [40] 秋山大輔, 細川和宏, 安倍広多, 石橋勇人, 松浦敏雄, “Z 曲線を用いた効率的な 2 次元位置情報の分散管理手法の提案とその評価,” 情報処理学会研究報告. IOT, [インターネットと運用技術], vol.2010, no.9, pp.1–6, 2010-02-22.
- [41] R. Perlman, D. Eastlake 3rd, D. Dutt, S. Gai, and A. Ghanwani, “Routing Bridges (RBridges): Base Protocol Specification,” RFC 6325 (Proposed Standard), July 2011. Updated by RFCs 6327, 6439, 7172, 7177, 7357, 7179, 7180. <http://www.ietf.org/rfc/rfc6325.txt>
- [42] D. Eastlake, A. Banerjee, D. Dutt, R. Perlman, and A. Ghanwani, “Transparent Interconnection of Lots of Links (TRILL) Use of IS-IS,” RFC 6326 (Proposed Standard), July 2011. Obsoleted by RFC 7176. <http://www.ietf.org/rfc/rfc6326.txt>
- [43] C. Kim, M. Caesar, and J. Rexford, “Floodless in seattle: A scalable ethernet architecture for large enterprises,” Proceedings of the ACM SIGCOMM 2008 Conference on Data Communication, pp.3–14, SIGCOMM ’08, ACM, 2008.

- 
- [44] S. Ghemawat, H. Gobioff, and S.-T. Leung, “The google file system,” Proceedings of the Nineteenth ACM Symposium on Operating Systems Principles, pp.29–43, SOSP '03, ACM, 2003.
- [45] J. Cao, C. Guo, G. Lu, Y. Xiong, Y. Zheng, Y. Zhang, Y. Zhu, and C. Chen, “Datacast: a scalable and efficient reliable group data delivery service for data centers,” Proceedings of the 8th international conference on Emerging networking experiments and technologies, pp.37–48, CoNEXT '12, ACM, New York, NY, USA, 2012.
- [46] D. Li, Y. Li, J. Wu, S. Su, and J. Yu, “Esm: Efficient and scalable data center multicast routing,” Networking, IEEE/ACM Transactions on, vol.20, no.3, pp.944–955, 2012.
- [47] T. Bates, R. Chandra, D. Katz, and Y. Rekhter, “Multiprotocol Extensions for BGP-4,” RFC 4760 (Draft Standard), Jan. 2007. <http://www.ietf.org/rfc/rfc4760.txt>

# 著者研究業績一覧

## 博士論文関連業績

### 論文誌 (査読あり)

1. 岡田和也, 奥田剛, 門林雄基, 山口英. 位置依存情報配信を目的とした IPv6 マルチキャストアドレスの設計と評価. 情報処理学会論文誌, Vol. 55, No. 2, pp. 619-629, 2014 年 2 月.

### 国際会議 (査読あり)

1. Junya Niwa, Kazuya Okada, Takeshi Okuda, and Suguru Yamaguchi. MPSData-Store: A Sensor Data Repository System for Mobile Participatory Sensing. In Proceedings of The Second ACM SIGCOMM Workshop on Mobile Cloud Computing (MCC2013), August 2013.
2. Kazuya Okada, Takeshi Okuda, and Suguru Yamaguchi. Design of Geographically Aggregatable Address and Routing toward Location Based Multicast. In Proceedings of the 2013 IEEE Workshop of Pervasive Internet of Things and Smart Cities (PITSaC 2013), March 2013.
3. Kazuya Okada, Hiroaki Hazeyama, Teruaki Yokoyama, Takeshi Okuda, and Suguru Yamaguchi. A Preliminary Analysis of Railway Disaster Information Distribution by Broadcasting Media toward the Distribution based on Location History. In Proceedings of the 2011 International Conference on Information and Computer Applications (ICICA 2011), March 2011.

---

## 国内研究会（査読なし）

1. 岡田和也, 奥田剛, 門林雄基, 山口英. 位置依存マルチキャストアドレスの集約効果解析と考察. 電気情報通信学会 技術研究報告, vol. 112, no. 464, NS2012-242, pp. 451-456, 2013年3月.
2. 岡田和也, 奥田剛, 門林雄基, 山口英. GALMA :地理的に集約可能な位置依存マルチキャストアドレスの設計. 情報処理学会研究会 2012-DPS-152, 2012年9月.
3. 丹羽絢也, 岡田和也, 奥田剛, 門林雄基, 山口英. モバイル端末とクラウドコンピューティングを用いたセンサ情報蓄積手法の提案と設計. 情報処理学会 ユビキタス研究会 2012-UBI-35 2012-EC-25, 2012年7月.
4. 岡田和也, 横山輝明, 門林雄基, 山口英. 移動軌跡からの地点間関連性の自動推定とその応用に関する研究. 情報処理学会 マルチメディア, 分散, 協調とモバイル (DICOMO2009) シンポジウム, pp. 1120-1126, 2009年7月.
5. 岡田和也, 横山輝明, 奥田剛, 榎原茂, 門林雄基, 山口英. ユーザの移動軌跡における滞留点推定と応用の提案. 情報処理学会研究報告 2008-DPS-136 2008-GN-69 2008-EIP-41, pp. 89-94, 2008年9月.

## ポスター発表

- 岡田和也. 地理的に集約可能な位置依存マルチキャストアドレスの設計. WIDE 研究会, 2012年9月.
- 岡田和也, 横山照明, 門林雄基, 山口英. 鉄道網における障害情報配信手法の問題分析. 空間情報科学研究センター シンポジウム - CSIS DAYS 2010 -, 2010年11月.

## その他の業績

### 国際会議（査読あり）

1. Hajime Tazaki, Kazuya Okada, Yuji Sekiya and Youki Kadobayashi. MATATABI: Multi-layer Threat Analysis Platform with Hadoop. In Proceedings of International Workshop on Building Analysis Datasets and Gathering Experience Returns for Security (BADGERS 2014), Wroclaw, Poland, Sep, 2014.
2. Kazuya Okada, Hiroaki Hazeyama, and Youki Kadobayashi. Oblivious DDoS Mitigation with Locator/ID Separation Protocol. In The 9th International Conference on Future Internet Technologies (CFI2014), Jun 2014.

### 国内研究会（査読なし）

1. 石原知洋, 田崎 創, 岡田和也, 宮本大輔, 関谷勇司. Hadoop を利用した DNS トラヒックのセキュリティ解析をおこなう基盤についての一検討. 電子情報通信学会 信学技報, vol. 113, no. 512, ICSS2013-80, pp. 131-135, 2014 年 3 月.
2. 田崎 創, 岡田 和也, 関谷 勇司, 門林 雄基. MATATABI:Hadoop によるマルチレイヤ脅威分析基盤の設計と構築. 電子情報通信学会 信学技報, vol. 113, no. 512, ICSS2013-80, pp. 113-118, 2014 年 3 月.
3. 岡田和也, 関谷勇司, 門林雄基. SDN を利用した IX の設計に関する一検討. インターネットコンファレンス 2013 (IC2013), pp. 43-49, 2013 年 10 月.
4. Noppawat Chaisamran, Gregory Blanc, Kazuya Okada, Takeshi Okuda, and Suguru Yamaguchi. Basic Trust Calculation to Prevent Spam in VoIP Network based on Call Duration (Single Hop Consideration). In IEICE Technical Report, IA2010-51, Vol. 110, pp. 1-6, November 2010.
5. 米田司, 岡田和也, 樋山寛章, 門林雄基. マルチレイヤ NDL を利用した仮想ネットワーク環境における仮想ルータ移動制御機構の提案. 電子情報通信学会技術研究報告書, IA2010-68, 第 110 巻, pp. 61-66, 2010 年 12 月.



- 
6. Xin Wang, 岡田和也, Gregory Blanc, 奥田剛, 山口英. Chord における Sybil Node 検知手法の提案と評価. コンピュータセキュリティシンポジウム 2010 (CSS2010), pp. 723-728, 2010 年 10 月.
  7. 森部皓裕, 岡田和也, 櫛山寛章, 門林雄基. 通信のゆらぎに着目したマルチプレイヤーオンラインゲームにおける Bot プレイヤー検知手法の提案. コンピュータセキュリティシンポジウム 2010 (CSS2010), pp. 717-722, 2010 年 10 月.

### ポスター発表

- Katsuhiko Horiba, Kazuya Okada, Yoshihiro Okamoto, and Ryo Nakamura. Adaptive Server Load Balancing on Distributed Cloud. In Asian Internet Engineering Conference (AINTEC) Poster session, November 2011.