

第 6 部

マルチキャスト通信

第 1 章

はじめに

ここでは、マルチキャスト通信ワーキンググループによる、IP マルチキャストを用いた通信技術について報告する。

マルチキャストワーキンググループでは、WMA (WIDE Multicast communication Architecture) と呼ぶ、広域ネットワークにおけるマルチキャスト通信アーキテクチャの研究を行なっている。WMA では、既存のインターネットで行なわれているユニキャスト通信におけるアドレス体系や経路制御の体系を乱すことなく、放送型 (マルチキャスト型) の通信を広域ネットワークで支援することを目的としている。既存のインターネットで用いられているポイントポイント型の通信媒体に加えて放送型の通信媒体を含めてネットワークアーキテクチャを構築し、アドレスの割り当て方法、経路制御の方式、トランスポートプロトコル、アプリケーションプロトコルについて総合的に扱っている。

広域分散システムにおいては、電子掲示板システムや一般に公開されたファイルの転送といったことにより多くの情報が共有されている。また、実時間的な会話型応用ソフトウェア、メーリングリストによる電子メールのグループへの配送といった情報共有や情報配送が非常に活発に行なわれており、インターネットのような広域分散システムにおいて非常に重要な機能となっている。このようにマルチキャスト通信、つまり 1 対多型のグループ通信を支援することは、重要なことである。このために、既存のネットワークでは、OSI モデルにおける第 3 層、つまりネットワーク層における 1 対 1 型の通信基盤の上に、第 4 層以上の機能として 1 対多型の通信を構築している。

しかしながら、効率の良い 1 対多型の通信を行なうためには、ネットワーク層での 1 対多型の通信の支援が必要である。本研究においては、ネットワーク層での 1 対多型の通信の方式と広域ネットワークでの通信アーキテクチャについて検討し、広域マルチキャストバックボーンと呼ぶ仮想的なマルチキャスト通信網を定義した。これに基づき、広域で適用できる新たな経路制御プロトコル HDVMRP (Hierarchical Distance Vector Multicast Routing Protocol) の開発を行なった。さらに広域ネットワークでの通信アーキテクチャに必要な広域の放送型通信媒体を利用するためのアーキテクチャについて検討した。既存のデータリンク層と整合性のある形でインタフェースを拡張する方式が有効であることを示し、実例として通信衛星を用いた広域の放送型通信方式の実験を行ない、実証を行なった。

HDVMRP は、現在 Internet で実験的に使われている DVMRP の方式を階層化し、拡張性の問題を解決し、効率良いマルチキャスト通信を行なえるようにしたものである。通

信衛星媒体のような広域の放送型通信媒体の利用をアーキテクチャを取り入れている。このプロトコル体系では広域ネットワークを地域 (Region) と呼ばれる領域に分割し、地域内の経路制御は既存の DVMRP に準じた方法で行ない、地域間は各地域に存在して地域を管理する地域マスタと呼ばれるホスト同士により経路情報交換とマルチキャストデータグラムの中継を行なう。広域マルチキャストバックボーンを通して各地域の地域マスタに対してマルチキャストデータグラムが送られる。広域マルチキャストバックボーンは、既存の地上系のネットワークにおいて IP データグラムのカプセル化等により行なわれるトンネリングを用いて構築される仮想的なマルチキャスト網や、実際の広域の放送型通信媒体等から構成され、有効な経路が自動的に選択され使われる。

本アーキテクチャで重要な広域の放送型通信媒体を、既存の汎用のインターネットアーキテクチャで利用するために、既存の放送型データリンク層と整合をとるインタフェース装置を開発した。既存の放送型データリンク層と整合をとりインタフェースを揃えることにより、遅延、信頼性、単方向性といった問題点を隠蔽することが可能となり、1対1型通信や1対多型通信の経路制御に関して、既存の経路制御プロトコルをそのまま適用することが可能となる。本研究では、通信衛星としてCS衛星を用い、既存の放送型データリンクとしてイーサネットを用いて装置を製作し、本アーキテクチャの有効性を示した。

第 2 章

TCP/IP プロトコル体系とマルチキャスト

2.1 はじめに

本研究の基盤となっている TCP/IP プロトコル体系 [16], [17] に基づく Internet の技術は, ARPANET[18], [19] にその源がある. このような大規模な広域ネットワークは, 世界中のいろいろなネットワークを相互接続し, 一つの巨大なネットワーク, Internet を形成するにいたっている [20], [21]. これらの計算機ネットワークは, Ethernet や FDDI のようなローカルエリアネットワークによる接続や, 高速の専用回線や公衆パケットデータ網による広域にわたる接続から構成されている.

これら広域の計算機ネットワークの通信ソフトウェアアーキテクチャは, TCP/IP プロトコル体系における 1 対 1 型の通信を基本としており, ネットワークノードとネットワークノードとの間のポイントポイント型の相互接続を基本としており, 広域のマルチキャスト通信媒体は用いられていない. インターネットアーキテクチャにおけるマルチキャスト通信は, ローカルエリアネットワークのような比較的一様で高速な通信媒体を用いての研究が行なわれており, ルータやホストのソフトウェアに対する要求も規定されている [22],[23],[24]. しかしながら, 広域ネットワークでの扱いが十分とはいえず, 通信衛星のような単方向の通信媒体についても考慮されていない. 1 対多型・放送型の通信アーキテクチャの実証的な研究は最近行われるようになったばかりであり [25], 通信の終点として複数の実体を表すためのアドレス, つまりクラス D の IP アドレスの使用例もまだ少ない [26],[27].

2.2 計算機ネットワークにおける通信形態

計算機ネットワークには, いろいろな通信形態・通信モデルが存在するが, 通信に関わる実体の数に着目すると, 「1 対 1 型」, 「1 対 多型」, 「多 対 多」の三つの形態が考えられる.

1 対 1 の通信形態をとる通信の種類には, 利用者のホスト計算機やデータベースへのアクセス, 電子メールやメッセージ等の配送, ファイルの転送といったものがあげられる.

1 対 多型の通信形態をとるものには, 電子メールやメッセージの複数の利用者への配送, データベース等の元データの変更に基づく複製データの一斉更新といったものがあ

げられる。

多対多型の通信形態をとるものには、phone や IRC[28] といった複数の利用者による実時間会話システムや、USENET ニュースシステム [29] に代表される電子掲示板システムがあげられる。

現在の TCP/IP プロトコル体系のもとでのこれらの通信は、主として 1 対 1 型のアーキテクチャをもつネットワーク層、トランスポート層の上のアプリケーション層のソフトウェアで構築を行なっている。

さらに、これらの通信において転送される情報の種類に着目すると、広域の計算機ネットワークにおいては、分散型の電子掲示板システムや一般に公開されたファイルの転送といったことにより共有される情報の交換は非常に多い。図 2.1 は WIDE インターネットの国内バックボーン（東京藤沢間）における 1992 年 10 月 1 日から 1992 年 12 月 31 日までの通信量の統計を示しており、通信の大部分がファイル転送に用いられる FTP (File Transfer Protocol) とニュース配送に用いられる NNTP (Network News Transfer Protocol) によって占められていることが分かる [30]。

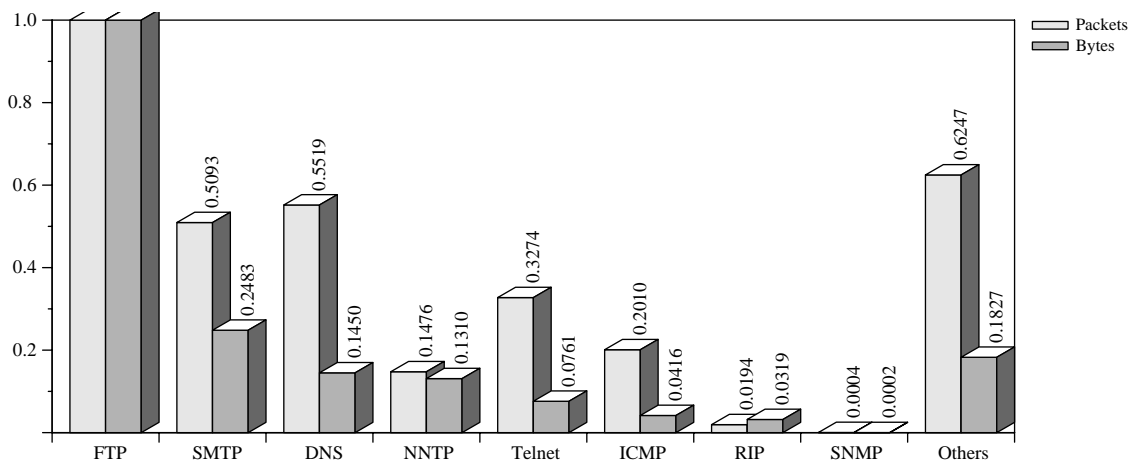


図 2.1: WIDE インターネットにおけるトラフィック分布：毎秒あたりのパケット数とバイト数の FTP データ転送に対する比率

これは、情報や知識の共有が非常に大切であり、ネットワーク利用の大きな目的となっていることを示している。従来はこのような情報共有型の通信を、1 対 1 型のネットワーク層に基づく通信アーキテクチャを用いて、主としてアプリケーション層で 1 対多型の通信を実現していた。また広域の放送型通信媒体の利用もほとんどなかった。これに対し、このような応用のために、広域ネットワークにおいて有効に機能するマルチキャスト通信アーキテクチャを構築することにより、情報共有等の知的活動を支援する場としてのネットワークの有効利用が可能となる。

2.3 プロトコル階層とマルチキャスト

この通信アーキテクチャの実現のためには、OSI の 7 層モデル [31] における各層において、既存のユニキャスト通信のアーキテクチャに対応したハードウェアおよびソフトウェアをマルチキャスト型に拡張することが必要である。既存の技術との比較を含めて次にまとめる。

物理・データリンク層 ローカルエリアネットワークの代表であるイーサネットは元々バス型であり、ブロードキャストが可能な通信媒体である。ユニキャスト通信とブロードキャスト通信は多くのオペレーティングシステムで可能であるが、イーサネット上でグループを指定した通信を行えるものは多くないので、拡張が必要であることが多い。広域ネットワークでは、衛星通信、ATM、B-ISDN による放送型通信が考えられる。

ネットワーク層 多くのオペレーティングシステムでは、終点アドレスとして 1 つのホストを指定するユニキャスト通信およびネットワーク上の全ホストを指定するブロードキャスト通信が行えるようになっているが、グループ通信を IP のレベルで実現するために、クラス D のアドレスを処理できるようになったものはまだ少ない。

トランスポート層 TCP/IP プロトコル体系では、データグラム型のプロトコルとして UDP が、信頼性のあるストリーム型のプロトコルとして TCP が主として使われている。UDP はその終点アドレスとしてグループを指定するクラス D を用いれば、そのままマルチキャスト通信に用いることができるが、この場合、再送処理、確認応答は上位層で行わなければならない。信頼性のある 1 対多型のトランスポートが必要であり、プロトコルの開発・実装を行っている。

アプリケーション層 ユニキャスト型の物理・データリンク層、ネットワーク層、トランスポート層を用いて、アプリケーションレベルで 1 対多あるいはグループ間での通信を行っているものは、インターネットには多くの例がある。インターネット上での電子掲示版システムである USENET システムはメッセージをアプリケーションプログラムでバケツリレー式に配送するものであり、メッセージの脱落、重複、再送等はアプリケーションレベルで行われている。anonymous FTP によるソフトウェアやドキュメントの配送も本質的には 1 対多のメッセージ配送であり、インターネットでは FTP sync と呼ばれる anonymous FTP のデータファイルの更新を多くのサイトで同期的に行っている。これは本質的に保持すべきファイルのリストとその更新時刻を定期的に情報交換し自分の持っているデータファイルが古ければ、配布元から新しいものを自分のところへファイル転送するというものである。また実時間での会話を目的としたものに IRC(Internet Relay Chat) がある [28]。これはサーバサーバの 1 対 1 の TCP コネクションと利用者とサーバとの 1 対 1 の TCP コネクションが基本となっており、インターネット上の多数のサーバが網の目状に接続することにより、アプリケーションレベルでグループ通信を行えるようにしている。またあるメールアドレスへ到着したメールを複数の人間に再配布するメーリングリストと呼ばれる仕組みが、インターネット上のグループ内での情報交換・伝達に非常に頻繁に用いられているが、これもメールシステムが個別の宛先ごとに SMTP(Simple Mail Transfer Protocol) を用いて配送を行っており、同じ内容のデー

タが同じ経路を何回も通ることになり、トラフィックの無駄が生じている。

WMA では、これら全般にわたるソフトウェアの開発を行なっており、物理・データリンク層としての通信衛星利用技術、広域での効率的なマルチキャスト IP の経路制御技術、マルチキャスト型トランスポートプロトコル技術、マルチキャスト型通信を活かしたアプリケーションを開発している。さらに、グループ通信を行なうためのグループの構成員の把握が必須であり、グループ管理の手法についても検討している。

ネットワーク層、トランスポート層でのマルチキャスト通信の実現により、従来、アプリケーション層で 1 対多型の通信、グループ通信を 1 対 1 型のネットワークプロトコルとトランスポートプロトコルにより模倣していたソフトウェア、つまりニュースシステムやメーリングリストの配送、公共的なドキュメントやデータの更新、多人数での会話システム等のソフトウェアの実装方法が大きく変わる。グループの管理や複数の通信路の管理は下位層にまかせて応用ソフトウェアを構成することができるようになる。このためには、マルチキャスト通信の効率のよい経路制御とトランスポートプロトコルが必須であり、その開発は非常に有意義なことである。

2.4 マルチキャスト経路制御技術

本研究では、広域ネットワークでのマルチキャストの経路制御の問題を解決し、インターネットプロトコル体系に基づくマルチキャスト通信を広域で有効利用できるようにする新たな経路制御プロトコルとして HDVMRP (Hierarchical Distance Vector Multicast Routing Protocol) を開発した。この経路制御プロトコルが WMA の核をなす。

HDVMRP は、現在 Internet で実験的に使われている DVMRP の方式を階層化し、拡張性の問題を解決し、効率良いマルチキャスト通信を行なえるようにしたものである。仮想的な広域マルチキャストバックボーン概念を導入し、通信衛星媒体のような広域の放送型通信媒体の利用をアーキテクチャを取り入れている。このプロトコル体系では広域ネットワークを地域 (Region) と呼ばれる領域に分割し、地域内の経路制御は既存の DVMRP に準じた方法で行なう。地域間は各地域に存在して地域を管理する地域マスタと呼ばれるホストが仮想的な広域バックボーンに接続し、地域マスタ同士が経路情報交換とマルチキャストデータグラムの中継を行なう。図 2.2 に HDVMRP と仮想広域マルチキャストバックボーン概念を示す。

広域マルチキャストバックボーンは、既存の地上系のネットワークにおいて IP データグラムのカプセル化等により行なわれるトンネリングを用いて構築される仮想的なマルチキャスト網や、実際の広域の放送型通信媒体等から構成され、有効な経路が自動的に選択され使われる。

本アーキテクチャでは、広域の放送型通信媒体を、既存の汎用のインターネットアーキテクチャで利用するために、既存の放送型データリンク層と整合をとるインタフェース装置を定義している。図 2.3(a) は、従来のプロトコル階層を示しており、図 2.3(b) が本アーキテクチャでのプロトコル階層を示している。従来用いられている放送型通信媒体の機能を持つネットワークとして Ethernet があり、広域の放送型通信媒体を Ethernet の

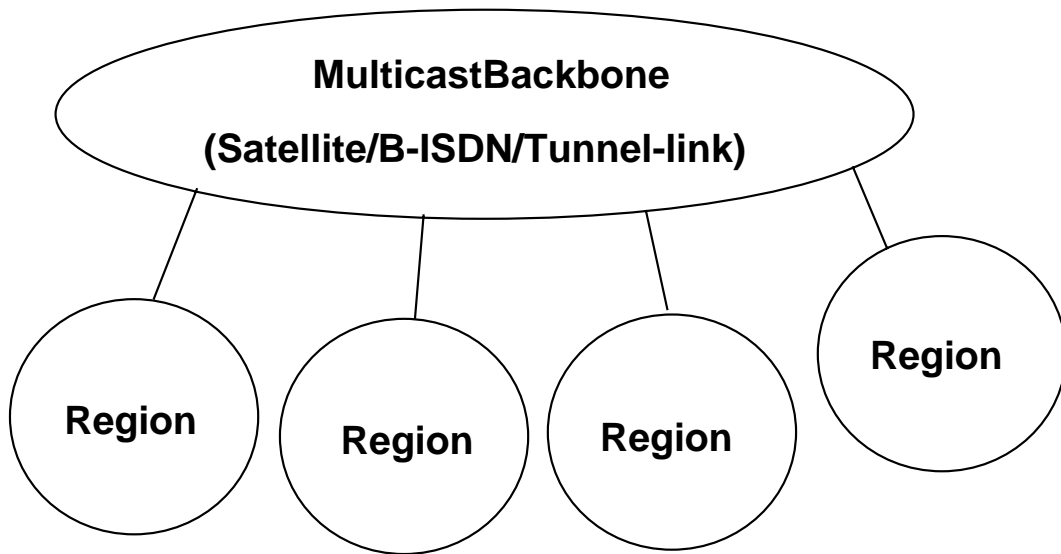


図 2.2: HDVMRP の概念図

インタフェースに合わせるために、両者の間を整合性よく接続する Interface を本研究で開発した。

既存の放送型データリンク層と整合をとりインタフェースを揃えることにより、遅延、信頼性、単方向性といった問題点を隠蔽することが可能となり、1対1型通信や1対多型通信の経路制御に関して、既存の経路制御プロトコルをそのまま適用することが可能となっている。本研究では、通信衛星としてCS衛星(スーパーバードB)を用い、単方向のデータ転送リンクとして使用した。本アーキテクチャの有効性を示した。

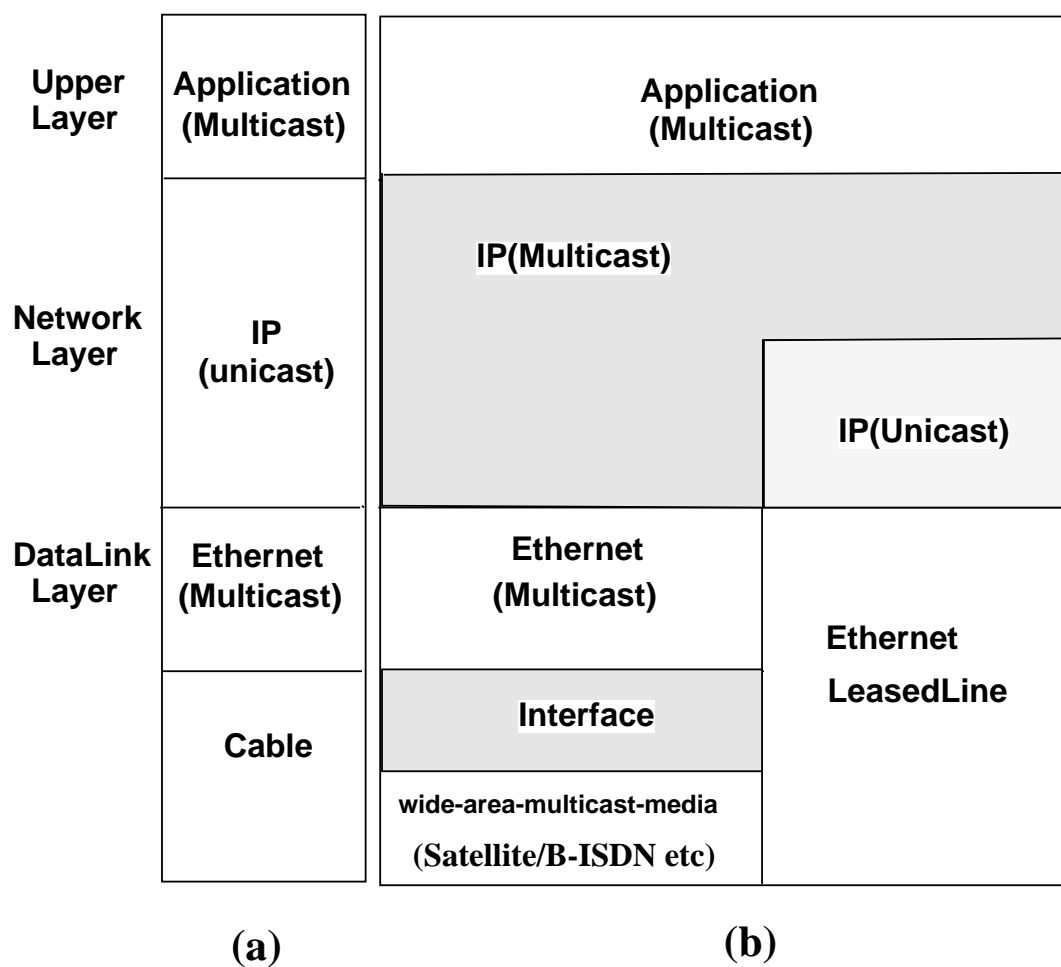


図 2.3: WMA 階層

第 3 章

経路制御技術

3.1 マルチキャストデータグラムの経路制御

マルチキャスト通信を行なうための経路制御プロトコルには RFC1075 に DVMRP (Distance Vector Multicast Routing Protocol) [32] が規定されている。また、マルチキャストアドレスのグループのメンバシップを制御するためには RFC1112 に IGMP (Internet Group Membership Protocol) [23] が規定されている。さらに、マルチキャスト通信用のトランスポートプロトコルとして RFC1301 に MTP (Multicast Transport Protocol) [33] が規定されている。しかしながら、いずれも実験レベルのプロトコルである。

DVMRP は、ユニキャストデータグラムの経路制御における距離ベクトル型の経路制御アルゴリズムを応用したマルチキャストデータグラムの経路制御アルゴリズムである [26, 24, 22]。

マルチキャストの経路はデータグラムの始点を根とする木構造を形成する。したがって、この木構造の構築の方法が重要であり、その構築の方法として次の 2 つがあげられる。

- すべてのリンクに対するシングルスパニングツリーを計算し、ブリッジで使われるシングルスパニングツリーアルゴリズムを利用する。
- リバースパスブロードキャストアルゴリズムにより得られるショーテストパスブロードキャストツリーを元にして、各送信ホストから各グループに対するショーテストパスマルチキャストツリーを計算する。

一般に、同じグループに対するデータグラムであっても、どの送信ホストからのデータグラムであるかによって、グループの各メンバに対する最短経路は異なる。ネットワークの規模が大きくなるにつれ、グループの各メンバにできるだけ小さい遅延で配送をすることが LAN のマルチキャスト機能を有効にするために重要となってくる。前者のシングルスパニングツリーを計算する方法では、送信ホスト毎の柔軟な経路制御を行なうことが難しく、遅延をできるだけ小さくする方針に反することになる。したがって後者のリバースパスブロードキャストアルゴリズムを元に、柔軟なマルチキャストの経路制御を行なう方針が DVMRP において選択されている。

ショーテストパスマルチキャストツリーは、ショーテストパスブロードキャストツリーの部分木であるので、ショーテストパスブロードキャストツリーを効率良くたどる方法

からブロードキャストツリーを切り詰めてショーテストパスマルチキャストツリーを構築する方法が考えられている。論文 [22] では、リバースパスブロードキャストアルゴリズムを元にした次の 4 つの既存のマルチキャスト経路制御アルゴリズムについて論じている。

- Reverse Path Flooding (RPF)

ある始点を根とするすべてのノードを含むようなスパンニングツリーを構成し、そのリンクにそってデータグラムの複製を送っていけば、ある始点からのすべてのノードにデータグラムを届けることができる。各ノード、つまり複数のネットワークインタフェースをもつ各ルータは、ある一つのインタフェースから入ってきたブロードキャストされたデータグラムを、ほかのインタフェースに複製を作って送り出すかどうかを判断すればよい。この判断を、ブロードキャストされたデータグラムを受け取ったルータから始点に戻る経路(リバースパス)を基に考える。距離ベクトル型のアルゴリズムをユニキャストデータグラムに対して用いているので、始点が指定されれば、ルータは、その始点にそのルータからデータグラムを送出する場合どのインタフェースからデータグラムを送り出すかを決定することができる。つまりこのインタフェースが始点への最短経路(ショーテストパス)を示している。したがって、ある始点からブロードキャストされたデータグラムが、このショーテストパスを示すインタフェースから入ってきた場合には、ほかのインタフェースに中継し、そうでない場合には中継しないというアルゴリズムにしたがって各ルータは動作する。図 3.1で、始点が s だとして、ルータ z の動作を考える。 s からルータ x までは距離 4 の経路で到達し、 x は NET-A にその複製を送出する。ルータ z は interface-0 からそれを受けとり、 s への最短経路はこの interface-0 の方であるので、ほかのインタフェースである interface-1 へデータグラムを中継する。

- Reverse Path Broadcasting (RPB)

RPF では一つのネットワークセグメントに複数のルータが存在する場合に、同一のデータグラムが配送される可能性がある。図 3.1における NET-C がそうであり、始点 s から出されたデータグラムをルータ z とルータ w がともに NET-C へ中継してしまう。RPB では、あるネットワーク (NET-C) に対する親ルータを定義する。ある一つのネットワークに接続している他のルータと始点 (s) に対する距離を比較し、最短距離のものを親ルータとする。距離が同じルータが複数ある場合は、IP アドレスのホスト部の小さい方を選択する等により、あるネットワークに対して親ルータを一つだけ定める。親ルータからみてこのネットワークに接続するインタフェースは child link と呼ばれる。図 3.1では z は s まで距離 $4 + 1$ 、 w は s まで距離 $5 + 1$ なので、 z が親ルータとなる。この場合の z の経路制御テーブルを図 3.2に示す。図 3.2で child link と示された欄がこのルータ z が各ネットワーク (NET-A から NET-F) から来たデータグラムに対して、直接接続している NET-A と NET-C が自分が親ルータでありそのインタフェースが child link であるかどうかのフラグである。1 が親ルータであることを示し、0 が親ルータでないことを示す。

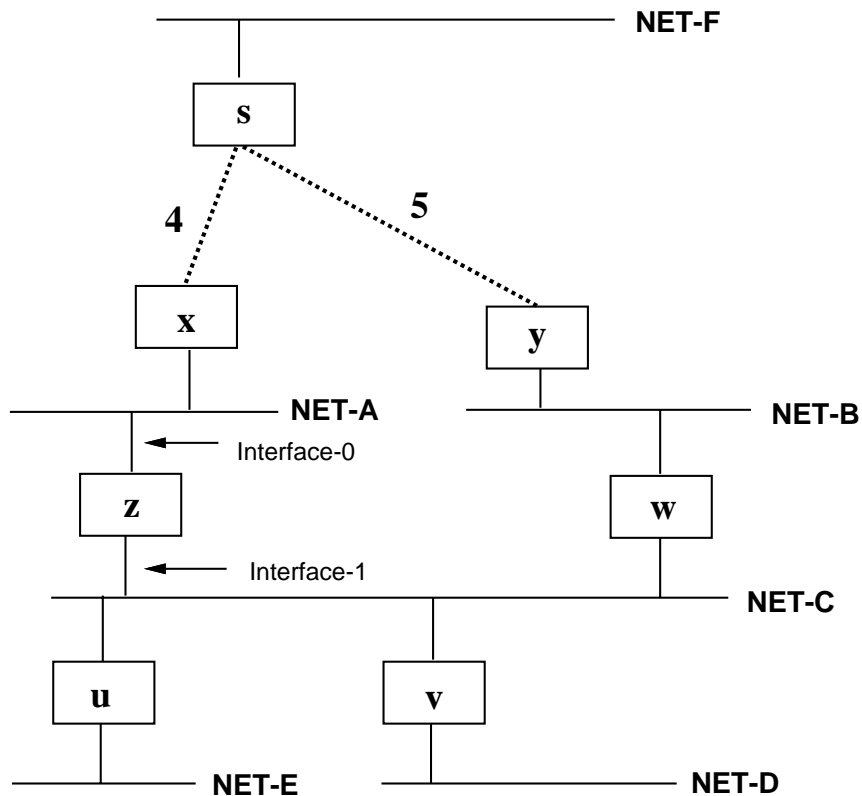


図 3.1: DVMRP による経路制御

このアルゴリズムによりショーテストブロードキャストツリーが構成される。

- Truncated Reverse Path Broadcasting (TRPB)
RPB では、ショーテストパスブロードキャストツリーの末端(葉)にあたる部分で、ブロードキャストしていたが、TRPB では、マルチキャストを行なう場合、その末端部分にマルチキャストグループに属するホストが存在しない場合に転送をしない。これにより RPB よりもショーテストパスブロードキャストツリーを一段階切り詰めた形となっており、無駄なパケットの転送を防いでいる。
- Reverse Path Multicasting (RPM)
RPM は TRPB よりもさらにブロードキャストツリーの葉の方からの切り詰めを行なうものであり、末端にある部分木にマルチキャストグループに属するホストが存在しないことを NMR(Non Membership Report)[23] により情報交換し、部分木の切り詰めを行なうものである。

まとめると、RPF と RPB は、ショーテストパスブロードキャストツリーを効率よくたどり、LAN のインターフェースで提供されているアドレスフィルタリング機構を利用して、各グループのメンバーがパケットを受け取るアルゴリズムであり、グループメンバー

destination	distance	next-gateway	interface	child link	
				NET-A	NET-C
NET-A	0	z	0	0	1
NET-B	1	w	1	1	0
NET-C	0	z	1	1	0
NET-D	1	v	1	1	0
NET-E	1	u	1	1	0
NET-F	5	x	0	0	1
...					
...					

図 3.2: ルータ z の経路制御テーブル

の把握を行う必要がない。それに対して TRPB と RPM は、ショーテストパスブロードキャストツリーの切り詰めを行ない、グループメンバー以外にパケットを送信しないようにするアルゴリズムであり、木構造の切り詰めを行なうために、マルチキャストルータによるグループメンバーシップ情報の交換が必要となっている。

mrouted [34] と呼ばれるプログラムが RPB を実装しており、Internet 上でも実験が行なわれている [25]。

3.2 広域ネットワークのための経路制御プロトコル

広域で、また通信衛星を用いてマルチキャスト通信を実現することを考えた場合、DVMRP はすべてのネットワークアドレスを広域ネットワーク全体で交換するので、経路制御情報の量が発散してしまう。また現在は実装されていないが、グループメンバーシップの把握によりショーテストパスブロードキャストツリーの切り詰めを行なう場合にも、その情報交換が Internet 全体では非常に大きなものになってしまう。このように DVMRP を広域ネットワークに適用する場合には、そのスケーラビリティが問題となる。そこで、次のようなことを目標に新たな経路制御プロトコルの設計を行なった。この新しい経路制御プロトコルを階層化 DVMRP (HDVMRP) と呼ぶ。このプロトコルの目的をまとめると次のようになる。

- (1) 通信衛星チャネルの有効利用をはかり、地上のリンクのトラフィックをできるだけ減らす。
- (2) 単方向の通信チャネルである通信衛星が経路に含まれていても動作する
- (3) グループが広域に広がっていても経路制御情報の交換のための通信量が爆発しない。

- (4) 通信衛星，通信衛星への発信局および受信局の故障に対処できる．
- (5) 一般のホストのソフトウェアをできるだけ変更せず，既存の IP マルチキャストの実装 [34] で動作するようにする．

図 3.3 に基づいて，以下に HDVMRP によるマルチキャストデータグラム経路制御の仕組みを述べる．送信局とは，通信衛星へデータグラムを送ることのできるルータのことであり，受信局とは送信局から衛星経由でデータグラムを受信することのできるルータのことである．

本方式の概要は次のとおりである．

- (1) 広域ネットワーク全体をいくつかの地域に分割し，各地域内では DVMRP を行なう．地域内で伝播する経路制御情報は，地域内のネットワークとデフォルト経路であり，DVMRP のように広域ネットワーク全体のネットワーク情報は伝播されない．
- (2) ある始点で発生したマルチキャストデータグラムは，その発生した地域内では，DVMRP と同様にショーテストパニングツリーにしたがって経路制御する．
- (3) 地域外へは通信衛星経由で送る．
- (4) 地域外からきたデータグラムは各地域の受信局が受けとる．
- (5) 地域外からきたデータグラムに対してもショーテストリバースパスブロードキャストアルゴリズムを適用して経路制御する．地域内では地域内にあるネットワークの経路情報とデフォルト経路情報しか伝播しておらず，地域外から来たデータグラムに対するリバースパスはデフォルト経路を示し，デフォルト経路を広告している受信局を根とするスパニングツリーにしたがってデータグラムが伝播する．
- (6) 通信衛星が故障した場合は地上網で代替経路を仮想的に設定して動作を継続する．

3.2.1 通常のパケットの伝搬

ネットワークの地域分割

HDVMRP では，ネットワーク全体をいくつかの地域に分割する．図 3.3 では，ルート地域 (Root Region) と地域 A から地域 D までの合計 5 つの地域にネットワークが分割されている．これは，回線速度の遅いリンクをマルチキャストデータグラムができるだけ通らないようにし，比較的高速の回線で接続されたネットワーク以外は通信衛星からデータを供給することを意図している．

各地域には地域マスタ (Region Master (RM)) と呼ばれるルータが存在し，地域内の経路制御情報を制御する．各地域には受信局が存在し，衛星から受信されたパケットは地域マスタが直接受けとる．地域と別の地域の境界に位置するルータを地域境界ルータ (Region Border Router (RBR)) と呼び，RBR 同士は直接相互接続されている．送信局が位置する

地域内の地域マスタをルート地域マスタ (Root Region Master) と呼び、この地域をルート地域と呼ぶ。

デフォルト 経路

ルート地域マスタは HDVMRP の経路制御情報としてデフォルト経路を通信衛星を通して定期的に広告する。各受信局と地域マスタはこの経路情報を運ぶデータグラムが来ることにより送信局および通信衛星が動作していることを知り、故障を検出した場合は後述の故障時のパケットの伝搬の動作を行なう。また、このデフォルト経路は、次に述べる地域内での DVMRP によるブロードキャストツリーの構成の際にも使われる。

地域内での経路制御

地域内にはマルチキャストデータグラムの伝播に關与する複数のマルチキャストルータ (Multicast Router(MR)) が存在し、地域内のマルチキャストルータ間では DVMRP により経路制御情報を交換する。地域マスタもマルチキャストルータであり、この DVMRP による経路制御情報の交換に参加する。地域内には地域マスタがルート地域マスタから受信したデフォルト経路を広告しており、各マルチキャストルータは、このデフォルト経路及び交換している経路情報に従ってマルチキャストデータグラムの経路制御を行なう。この DVMRP の経路制御情報の伝播は、地域境界ルータのところで止まり、地域の境界を越えてはこの経路制御情報は伝播されない。

地域内のホストから発生したデータグラムは、そのホストを根とする リバースパスブロードキャストツリーが地域内で形成され、それにしたがって伝播される。これは通常の DVMRP による経路制御と同じであり、地域内のマルチキャストルータのソフトウェアは既存のソフトウェアを変更することなく用いることが可能である。

地域外で発生したデータグラムは、後で述べるように主として通信衛星から到達する。地域内のマルチキャストルータは地域内のネットワークについてのみ経路の交換を行なっているため、リバースパスブロードキャストツリーを形成する際、地域外のネットワークを始点とするデータグラムに関してはデフォルト経路に従う。つまりデフォルト経路を広告している地域マスタを根とするリバースパスブロードキャストツリーが形成されることになり、地域内にくまなく伝播することが可能となる。これも通常の DVMRP による経路制御と同じである。

地域内、地域外、どちらのホストから発生したデータグラムでも地域内で伝播し拡散するので、最終的に地域マスタ及び地域境界ルータに到達する。地域の境界を越えてデータグラムを中継しないように地域境界ルータは動作する。

地域外へのデータグラムの伝播

地域内で発生したデータグラムを地域マスタが受けると通信衛星の送信局にそのデータグラムを IP in IP によるカプセル化、または厳密でない始点経路制御 (Loose Source and Record Route(LSRR)) によるトンネリング [32] により、直接に送信局、つまりルー

ト地域マスタに送る。送信局はカプセル化されて送られてきたマルチキャストデータグラムを取り出して衛星通信チャンネルを通して送信する。

各地域マスタがルート地域マスタの位置を知ることができるようにするために、ルート地域マスタは近隣の地域マスタにその存在を広告している。これはルート地域内の地域境界ルータとルート地域マスタとの間の通信による。この通信は次に示すように、地域内で一般的に行なわれるものと同じである。

地域内では、地域マスタ及び地域境界ルータは相互に情報を交換するために別のプロトコルで通信を行なう。これは一つの特別なグループを割り当てることにより簡単に実現できる。交換される情報は、「近隣の地域の地域マスタのアドレス」、「ルート地域への地域カウント数(地域を一つのノードと考えたときのホップカウント)」、「ルート地域マスタの IP アドレス」の三つである。つまり、ルート地域内の地域境界ルータは隣の地域境界ルータに「ルート地域マスタの IP アドレス」、「ルート地域へのホップカウントが 0 である」、「地域マスタの IP アドレス(この場合、ルート地域マスタと同じ)」という 3 つの情報を渡す。

3.2.2 故障時のパケットの伝搬

ここで考えられる故障には、送信装置の故障と、ある受信局の受信装置の故障の場合がある。現在のハードウェアでは送信装置の故障自体を、ソフトウェアで直接的に検出できない。したがって、送信装置の故障は、受信装置が独立してすべて故障した場合と考慮して対処する。

1 つの受信局の故障

ある受信装置が故障した場合、地域マスタは送信局からデフォルト経路が一定時間来ないことを検出して、アンテナ、チューナ等の受信装置が故障したものとみなす。さらに、地域境界ルータからの情報に基づき、自分の地域よりもルート地域に近い地域マスタに、衛星通信チャンネルからのデータを複製して受信装置が故障した地域マスタに送ることを要求する。要求を受けた近隣の地域マスタは送信局へ送る場合と同じようにトンネリングか、IP を IP にカプセル化することにより、要求を行なった地域マスタに通信衛星チャンネルからのデータグラムを送る。例えば、図 3.3 において、地域 B の地域マスタの受信装置が故障した場合には、ルート地域に近い地域の地域マスタ、つまり地域 A の地域マスタとの間でトンネリングを行なうようにし、衛星経由のデータグラムを受けとる。受信装置の故障の回復は送信局からのデフォルト経路の検出により検知し、その場合には、複製の停止を要求する。

複数の受信局の故障

近隣の地域マスタも故障した場合には、さらに上位の、つまりさらにルート地域に近い地域マスタに複製を要求する。送信装置が故障している場合には、最終的に、ルート

地域マスタを根として地域マスタによるブロードキャストツリーが衛星を用いないネットワークとして構成されることになる。

受信装置が故障していてトンネリングを要求している地域に対して、近隣のルート地域に近い方の地域に位置する地域マスタは、通信衛星から受信したデータグラムをトンネリングして、故障している地域に送る。この場合、受信したすべてのデータグラムを故障している地域に送ると、故障している地域を始点とするマルチキャストデータグラムを重複して送ってしまうことになるので、故障している近隣の地域に存在するネットワークのアドレスのリストを保持してフィルタリングする。例えば図 3.3において、地域 B の地域マスタの受信装置が故障していると、この地域マスタは衛星からのデータグラムを地域 A の地域マスタから受けとる。この場合、地域 B が始点であるようなデータグラムが地域 A から送られてくると無駄であるので、地域 A の地域マスタは始点アドレスを検査してトンネリングしている先から来ている場合には転送を抑制する。

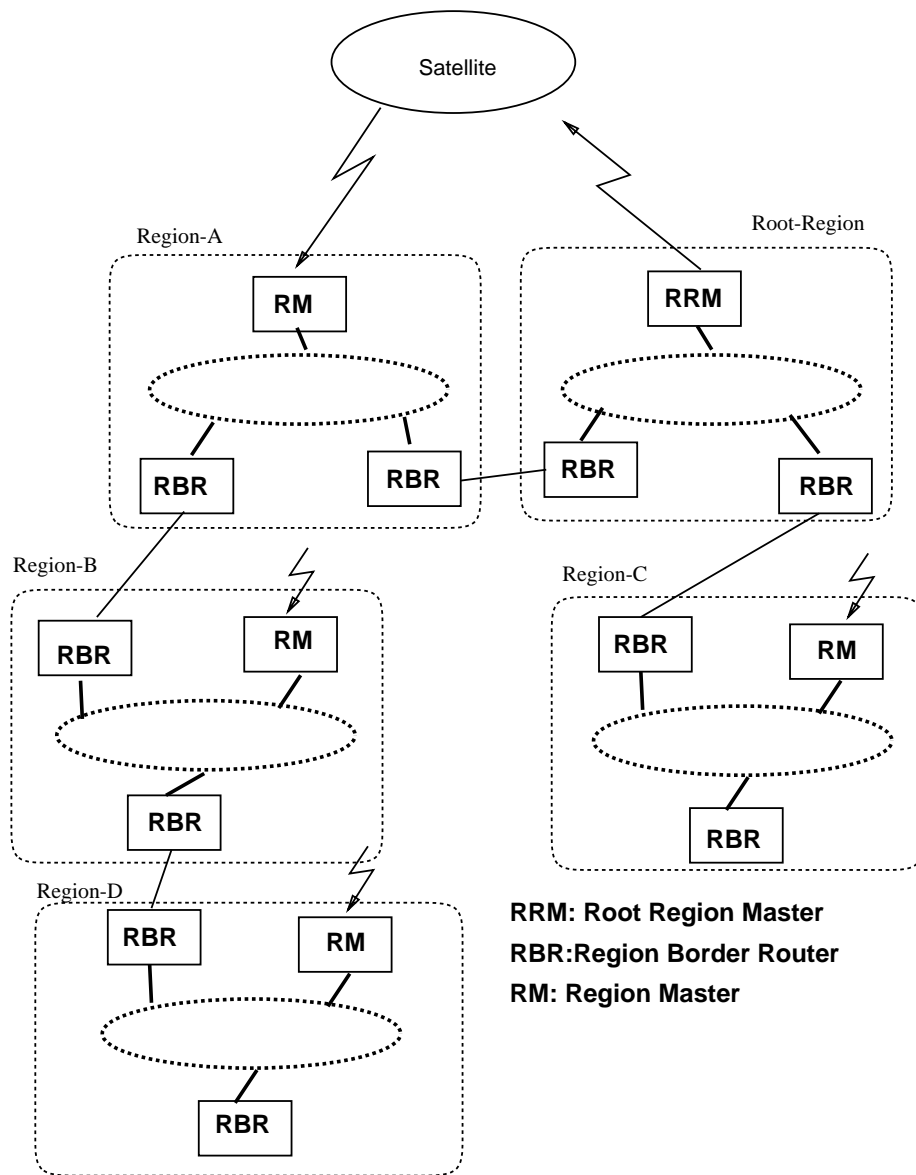


図 3.3: 階層化 DVMRP による経路制御

第 4 章

衛星通信技術

4.1 広域ネットワークにおける通信衛星の利用

WIDE Multicast communication Architecture において重要な広域の放送型通信媒体を，既存の汎用のインターネットアーキテクチャで利用するために，既存の放送型データリンク層と整合をとることをしなければならない．既存のネットワークとインタフェースを揃えることにより，遅延，信頼性，単方向性といった広域の放送型通信媒体の特徴や問題点を隠蔽することが可能となり，1 対 1 型通信や 1 対多型通信の経路制御に関して，既存の経路制御プロトコルをそのまま適用することが可能となる

本研究ではその実装例として，本研究では広域の放送型通信媒体として CS 通信衛星を用い，既存の放送型データリンクとしてイーサネットを用いて装置を製作し，本アーキテクチャの有効性を示す [35] ．

4.2 要求機能と仕様

4.2.1 アドレス体系

アドレスに関する要求をまとめると次のようになる．

- (1) 広域の放送型通信媒体として，そのネットワークアドレスは，TCP/IP プロトコル体系における一つのネットワークアドレスで他から参照できなければならない．
- (2) 放送型通信媒体として，それに接続しているホストすべてに対しブロードキャストアドレスを指定して通信ができなければならない．つまり，この放送型通信媒体のネットワークアドレスとして 192.244.23.0 というクラス C のアドレスが割り当てられていたとすると，これに接続しているホスト全体を指定するために，192.244.23.255 が使用できなければならない．マルチキャストルータおよび通常のルータから，IP アドレスだけで通信が可能でなければならない．
- (3) WMA の経路制御プロトコルである HDVMRP の地域マスタおよびルートマスタとの接続地点は，マルチキャストアドレスによるフィルタリング，複数の広域放送型通信媒体利用の場合の制御，広域放送型通信媒体が利用できない場合の制御を

行なう必要があるため、汎用のバス型のローカルエリアネットワークインタフェースでなければならない。

要求(3)を満たすために、今回はインタフェースとしてイーサネットを用いる。またこれにより、広域の放送型通信媒体が一つの仮想的なイーサネットを形成することになり、一つのネットワークアドレスとして参照でき、(1),(2)を満たすことができる。

4.2.2 セキュリティ

広域の放送型通信媒体の場合、電波を利用する媒体が考えられるが、その場合、電波の性質上、傍受等の可能性があり、既存の専用回線や公衆網による通常のネットワークよりもデータの安全性が脅かされる。したがって電波を利用する部分について何らかの暗号化を行ないデータの保護を行なう必要がある。本実験では、CS 通信衛星のスクランブル装置とデスクランブラ装置(スクランブル解除装置)を用いて、スクランブル解除のための鍵となるデータを持っていないければスクランブル装置により暗号化された元データを復元できないようにしている。これは、通常の有料放送で用いられている装置と同じものである。

4.2.3 転送方式

広域の放送型通信媒体として、広域のイーサネットのように振舞う必要があるため、イーサネットのフレームをそのまま中継・転送する必要がある。また、CS 通信衛星のように、各チャネルにおいてデータが連続的に送られることになっている場合には、データの切れ目、イーサネットフレームの有無がわかるようにしなければならない。

CS 通信衛星を用いた本研究の場合は、イーサネットからデータを受けとって、CS 通信衛星のデジタルデータに変換する際に、HDLC を通してデータを送ることにし、HDLC フレームの有無でイーサネット上のデータの有無を検知することにした。

4.3 CS 通信衛星を用いた接続技術

CS(Communication Satellite)と呼ばれている放送衛星においては、日本では QPSK-FM モードで CS のテレビ放送が行なわれている [36]。1 つの帯域の信号は映像領域と音声領域が合わさったものとなっている。送信局では、50kHz~4.2MHz のカラー映像信号(NTSC)と、制御データ、スクランブル制御、付加データを PCM 符号化し、PSK 変調した信号を 5.7MHz の副搬送波に載せたところのベースバンド信号とを FM 変調して通信衛星に送っている。受信局では、FM 復調でカラー映像の出力を行ない、さらに PSK 復調、PCM 復号化を行なって、音声やその他の信号の出力を行なう。

このモードでは PCM 符号化された音声信号が 2048 ビットのフレーム中に多重化されて入っている。このフレームの繰り返し周波数は 1kHz であり、デジタル転送の速度は

2048kbps となる．2048 ビットのフレームは 4 つの音声チャンネルと 480 ビットの独立データ部から構成される．音声チャンネルの方は 10 ビット量子化の 32KHz 標本化でデジタル化されている．したがって音声部分は $10 \text{ ビット} \times 32 \times 4 = 1280 \text{ ビット}$ である．この 1280 ビットとデータの 480 ビット，エラーフレームごとのエラー訂正コードの 224 ビット，フレーム同期信号の 16 ビット，フレーム制御信号の 16 ビット，レンジ信号の 32 ビットを合わせると一つのフレーム 2048 ビットになる．この様子を図 4.1 に示す．

フレーム同期信号	制御信号	レンジ信号	音声 1	音声 2	音声 3	音声 4	独立データ	誤り訂正
(16)	(16)	(32)	(320)	(320)	(320)	(320)	(480)	(7×32)

図 4.1: 音声領域のフレーム構成

またバースト状の連続した誤りによる影響を少なくするために，インタリーブによりビットストリームを連続して送らず，1 フレーム (2048 ビット) ごとにまとめて順番を変えて送っている．

この独立データ部を IP データグラムの転送に使用する．この独立データ部は文字多重放送などで使われることがあるが，通常の放送ではあまり使用されていない．したがって実用的に有償利用する場合，低コストでの利用が期待できる．

通信衛星の送信局では，放送用の音声データに載せるためのスクランブルエンコーダと既存のインターネットとの間のインタフェース装置を新たに作成する必要がある．また受信局では，音声データを取り出すスクランブラデコーダとインターネットとの間のインタフェース装置が必要となる [35]．このインタフェース装置の設計にあたって考慮した事項を次にまとめる．

第一に，今回用いた独立データ部による方式は，インバンド方式と呼ばれるものであり，音声フレーム中の内部の独立データ部を用いることからそう呼ばれており，生のデータ通信速度は 480kbps である．インバンド方式に対してアウトバンド方式と呼ばれる方式があり，映像波 36MHz の帯域の場合，搬送波の両側の 3MHz が使われていないので，その一部を用いる．この場合 1.5Mbps までの任意のビットレートを選択することができる．したがって今回設計するインタフェースはアウトバンド方式にも将来的に対応が可能のように高速のインタフェースを実装できるものが望ましい．

これに対し，アウトバンド方式と呼ばれる方式がある．この方式はスーパーバードの 36MHz の帯域で映像 1 波を使用する場合，搬送波の両側の 3MHz が使われていないので，その一部を利用する方式である．ちなみに映像 2 波の場合は，空き帯域がないため使用不可能である．またこの方式はスーパーバードでしか利用できない．実際に利用できるのは，両側の各 3MHz の帯域のうち，実際の映像の周波数の中心部とは反対側 (外側) の 1.5MHz で，両側で 3MHz になる．映像の周波数の中心部に近い側 (内側) はスペクトルの回り込みを避けるため使わない．最大 1.5Mbps まででビットレートを任意に選択することが可能であり，64kbps の PCM データで使う場合，片方で 15 波まで使うこと

ができる。ただし、映像信号を送らずに、PCM データ用のキャリアを新たに立てる場合は数十 Mbps 程度までの転送速度を容易に確保することができる。

第二に、広域に通信衛星の受信局が分散し、それらにブロードキャスト通信を行なう場合、既存のインターネットアーキテクチャとの整合性を考えるとイーサネット [37] のようなバス型のブロードキャスト通信媒体と同じ構造をもたせることが望ましい。さらにインターネットとの整合性を考慮し、インターネットアドレスをもち、ある程度の経路制御を行ない、限定された機能をもつルータとして動作するのが望ましい。これにより、ワークステーションへの拡張インタフェースという形での実装を避けることができ、汎用性を持たせることができ、複数のネットワークノードからのアクセスを並行して処理することが可能となる。

第三に、通信衛星の送信局と受信局で同じハードウェアを用いることがコストの面で望ましい。

インターネットに接続しているホスト、ワークステーション等を考えた場合、1.5Mbps という速度に対応する高速のシリアル回線をもつハードウェアは少ない。考えられる汎用の高速インタフェースはイーサネットである。またイーサネットインタフェースを用いることにより、既存のインターネットのアドレス体系と整合性のある形で広域のブロードキャストネットワークを構築することが可能となる。このようすを図 4.2 に示す。通信衛星からデータを受信する複数の受信局は同じネットワークアドレスをもつイーサネットを保有することになり、広域のブロードキャスト通信媒体として通信衛星をもちいることができることを示している。

イーサネットインタフェースで接続するのが望ましいことを考察したが、衛星通信回線は垂れ流しのリンクであり、回線上にデータが載っているときと載っていないときの区別がわからない。このため単なる変換装置ではなく、有効なデータの検知をする必要がある。そこで、イーサネット上を流れてくるイーサネットフレームを送信データとして、このフレームを HDLC フレームに入れてそのまま送ることによってデータの有無を示すことにする。このフレームを独立データ部に入れることによりイーサネットのフレームが通信衛星を介して送られることになる。HDLC フレームを独立データ部にエンコードする際に、独立データ部だけでさらに誤り訂正符号を付加し二重に誤り訂正を施す。し、また、二重の誤り訂正でも訂正できないデータについては、誤り検出符号により検出できるようにしている。本論文で扱っている衛星通信アダプタはこのイーサネットとデータエンコーダ・デコーダの間のインタフェースを提供するものである。

HDLC フレームは、HDLC フラグ、デスティネーションアドレス、情報フィールド、フレームチェックシーケンスから構成され、本アダプタでは、HDLC フレーム中の情報フィールドに、イーサネットフレーム中のデスティネーションアドレス、ソースアドレス、タイプフィールド、データフィールドをそのままカプセル化して入れている。HDLC フレームのデスティネーションアドレスは現在使用していないが、今後、サービスの種類によって衛星通信アダプタが情報を選択するために用いることが可能である。

受信局では、CS チューナからの信号はデスクランブラに入れられる。デスクランブラの出力は 256kbps になる。これは 480kbps の独立データ部のバンドの一部がスクランブ

ラ - デスクランブラ間の誤り訂正符号に使用されているからである。デスクランブラからの 256kbps の出力は今回新たに開発したデータデコーダに入力される。データデコーダの出力は 160kbps になる。これも二重に誤り訂正するために、256kbps のバンドの一部はデータエンコーダ - データデコーダ間の誤り訂正符号に利用されている。よって、本衛星通信アダプタの扱う容量は 160kbps となる。

これらの装置の概要を図 4.3, 図 4.4 に示す。

4.4 衛星通信アダプタの設計と実装

図 4.5 にこの衛星通信アダプタのブロックダイヤグラムを示す。前に述べたように独立データ部はフレームのうちの 480 ビットである。しかしながら衛星通信チャンネルは降雨、霧等の影響を受けるので地上回線よりも安定性に欠ける。フレーム自身でエラー訂正コードを持っているが、独立データ部内でもそれ自身のエラー訂正コードを 480 ビットの一部分として含んでいる。我々のエラー訂正コードの復号化装置は CS のデスクランブラからのビット列信号を得てエラー訂正コードを復号化する。この復号化されたビット列がワークステーションとのインタフェース部分に入力される。この復号化装置とインタフェース装置の通信手順は HDLC である。インタフェース装置は 1.8Mbps までを処理する能力のあるシリアル回線用のハードウェアを用いている。

また、HDLC フレームの HDLC フラグ、デスティネーションアドレス、情報フィールド、フレームチェックシーケンス、HDLC フラグの中の情報フィールドにすっぽり、イーサネットフレームのデスティネーションアドレス、ソースアドレス、タイプフィールド、データフィールドをいれる構成にしている。したがって、HDLC フレームのデスティネーションアドレスは現在は使用してないが、今後サービスの種類によって衛星通信アダプタが情報をセレクトすることに使用することが可能である。

このインタフェース装置はイーサネットの AUI インタフェース、HDLC インタフェースをもっている。中央制御装置として 80C186 マイクロプロセッサ (クロック 16MHz)、512KB の RAM、128KB の EPROM、AM7990 Lance チップ、AM7992 SIA チップ、 μ PD72001 シリアルインタフェース制御チップ等から構成されている。制御プログラムは 8086 用の C 言語で開発し、それを EPROM に記録して動作させている。

基本機能は EPROM に常駐したモニタプログラムで提供されるが、アダプタソフトウェアの機能拡張や修正を容易にするために、BOOTP プロトコルによりイーサネット上から制御プログラムをダウンロードすることができる。EPROM モニタプログラムは電源オン後、5 秒以内に制御端末からの入力があると EPROM モニタが動作し、入力がないとイーサネット上から制御プログラムを BOOTP プロトコルによりダウンロードする。

図 4.6 にメモリマップを示す。制御プログラムは ROM 領域の先頭から常駐しており、約 48kbytes の大きさである。

衛星通信アダプタには背面にディップスイッチがあり、これにより次のことを設定できる。

- 送信モードと受信モードの選択．リセット時または電源投入時にディップスイッチの設定をプログラムで検知し，モードを選択する．
- 制御端末用 RS232 の通信速度の設定．2400, 4800, 9600, 19200bps を選択できる

衛星通信アダプタには，LED が前面に 5 つ付いており，表 4.1 のように状態を表す．

表 4.1: 衛星通信アダプタの LED 表示

POWER	電源投入時に点灯．ハードウェア直結
RUN	CPU が初期設定を完了したときにソフトウェアで点灯する．通常の動作モードでは常時点灯．制御端末から設定を行なうためのモニタモードでは点滅．
Tx	送信モードで動作している場合に点灯
Rx	受信モードで動作している場合に点灯
ERROR	何らかのエラー時に点灯

本衛星通信アダプタはシリアル回線を装備しており，無手順端末から次の項目に関して設定を行なうことができる．

- 自己 IP アドレス設定
- ネットマスク設定
- デフォルトゲートウェイの設定
- 自己イーサネットアドレスの設定

また，IP データグラムの経路制御は次のようになっている．

1. 受け取った IP データグラムの終点アドレスを調べて，自分の接続しているイーサネット上のアドレスであれば，ARP を用いて相手のイーサネットアドレスを調べて，そこへ送る．

2. 受け取った IP データグラムが自分の接続しているイーサネット上のホスト宛でなければ，経路制御テーブルを検索し，そのホストへの経路があるかどうかを調べる．
3. 経路制御テーブルにデータグラムの終点ホストへの経路があればそれにしたがってデータグラムを送る
4. 経路制御テーブルに終点ホストへの経路がなければ，(1) 受信モードのときにはデフォルトゲートウェイへ送り，(2) 送信モードのときはシリアル回線を通してエンコーダへ送る．

ARP テーブルはエントリを 8 個もっており，テーブルが一杯になると一番古いものを消去する．また経路制御テーブルはデフォルトゲートウェイのエントリの他に，8 個のエントリを保持でき，ICMP リダイレクトを受け取ると経路を設定し，テーブルが一杯になると古いものを消去する．

4.5 性能評価

4.5.1 アダプタ単体の性能評価

図 4.7 にアダプタの動作および性能を評価するために行なった実験の環境を示す．この構成で，通信衛星アダプタ自身へ ICMP エコー要求 [38] を送った場合，および通信衛星アダプタの先にあるマシンに対し ICMP 要求を送った場合について，それらの要求をどの程度取りこぼさず受け取れるか，またシリアルインタフェース側に中継できるかを測定した．これら二つの場合の能力測定により，本アダプタのイーサネットの性能とイーサネットとシリアルインタフェース間の転送能力の性能を評価することができる．

Host-1 から Adapter-1 に向けて送り出す ICMP エコー要求の packets 数，packet 間隔 (秒)，packet 長 (オクテット) の三つを変化させて，損失率を測定した．連続して 100 個の ICMP エコー要求の packets を 10 μ sec 間隔で送り出した場合の結果を packet 長ごとまとめたものを表 4.2 に示す．

表 4.2: 衛星通信アダプタのイーサネットの性能

packet 長 (バイト)	損失率 (%)	受信速度 (packet/秒)	受信速度 (バイト/秒)
64	0	57	3,699
128	0	102	13,061
512	0	101	51,717
1024	0	86	89,043

また，経路制御テーブルを適当に設定して，Host-1 から出された Host-2 への ICMP エコー要求の packets が，イーサネットを通過して Adapter-1 へ到着し，Adapter-1 は RS449

を通してパケット HDLC フレームにカプセル化して Adapter-2 に送り、Adapter-2 はそのパケットをイーサネットを通して Host-2 に送るようにする。ICMP エコー応答は、Host-2 がイーサネットを通して直接 Host-1 に返す。前の測定と同様に、連続して 100 個の ICMP エコー要求のパケットを 10 μ sec 間隔で送り出した場合の結果をパケット長ごとまとめたものを表 4.3 に示す。

表 4.3: 衛星通信アダプタの転送性能

パケット長 (バイト)	損失率 (%)	受信速度 (パケット/秒)	受信速度 (バイト/秒)
64	0	102	6,530
128	0	101	12,929
512	38	50	25,858
1024	67	51	52,512

表 4.2 が示すように、ICMP エコー要求に対してパケットを落さず応答していることから、本アダプタのイーサネットインタフェースは十分な速度で動作していることがわかる。また同じ速度でシリアルインタフェースへの転送を伴う場合には、シリアルインタフェースの速度が 160kbps であるため、パケットの大きさが大きくなり、単位時間あたりのトラフィックの量が増えると、本アダプタの受信バッファの容量を越えてしまうと考えられ、パケットの喪失が起り始めることがわかる。

4.5.2 通信衛星を用いてのアダプタ単体性能評価

通信衛星として、スーパーバード B (東経 162 度、東京から方位角 145 度、仰角 42 度、横浜から仰角 43 度) のミサワチャンネル (水平偏波 12,550 MHz、スカイポートチャンネル 15) を用いて実験を行なった。図 4.2 にこのようすを示す。

電波が衛星を経由して地上局に届くまでは、地上から静止衛星までの往復距離を電波の伝播速度で割ることにより得られ、約 250 ミリ秒の遅延である。スクランブラ、デスクランブラ間では 1 フレームごとに誤り訂正処理しているため、遅延はそれぞれ多くても最大 1 ミリ秒。データエンコーダ、データデコーダ間は 256kbps のバンドの中を 3200 ビットを 1 単位としたパケットを走らせているので、1 パケット送信するのに 12.5 ミリ秒を要する。データエンコーダでは、2 パケットごとに通信バッファに入れてから送信処理をしているので $12.5 \times 2 = 25$ ミリ秒となる。データデコーダでは、3 パケットごとに通信バッファに入れてから受信処理をしているので $12.5 \times 3 = 37.5$ ミリ秒だけかかる。したがって、これらの合計は $250 + 1 + 1 + 25 + 37.5 = 314.5$ ミリ秒となる。実測値は 320 ミリ秒でありよい一致を示している。

WIDE インターネット等のインターネット環境で用いられているゲートウェイやルータにおける伝播遅延は、1 台あたり 10 ミリ秒から 20 ミリ秒である。またふくそうが生じた場合の伝播遅延は 1 秒から数秒に達する場合もある [39]。したがってこの 320 ミリ

秒という衛星通信系の伝播遅延は高速の実時間応答性を要求されるアプリケーションにとっては大きいものであるが、それ以外の多くのファイル転送等のアプリケーションで十分実用になる値である。

4.5.3 通信衛星を用いての全体性能評価

PING コマンドにより ICMP エコー要求に対する応答時間を測定した。結果を図 4.8 に示す。

また PING コマンドにより ICMP エコー要求をブロードキャストアドレスに送った場合には衛星受信局の接続しているネットワーク上のすべてのホストから応答がある。この実験結果を図 4.9 に示す。

また、図 4.10 に、通信衛星アダプタ経由での経路及び遅延の状況を traceroute コマンドの結果により示す。

この図で特徴的なのは 6 ホップ目である。この実験結果の場合、経路上の 6 ホップ目は、受信側のネットワークの通信衛星アダプタであり、ここには、複数の受信アダプタが位置する。したがって、wide-astem-satgw.wide.ad.jp への経路の確認であっても、図では、wide-sfc-sa-rx.wide.ad.jp が応答を返している。

図 4.2 に示した環境で、FTP プロトコル等により広域ネットワークでファイル転送を行なった場合の性能を表 4.4 に示す。

表 4.4: 衛星通信アダプタを通しての FTP の性能

ファイル転送の方向	ファイル転送速度
SFC → ASTEM	3.6KB/sec

4.6 課題

本研究で今回行なった実験は、CS 通信衛星の放送波のデータ部に相乗りしている形になっており、単方向の放送型通信になっている。通信衛星を利用した双方向通信で容易に利用可能なものとして、VSAT (Very Small Aperture Terminal) を用いる方式がある [40]。

本研究では、将来の課題として、VSAT を用いた実験を計画中である。この場合にも、既存のアドレス体系や接続装置との整合性を保つ必要があるが、送信者が複数になり電波を共有するため、送信の衝突を防ぐために、送信者間での制御方式が新たに必要となり、今後の研究課題である。

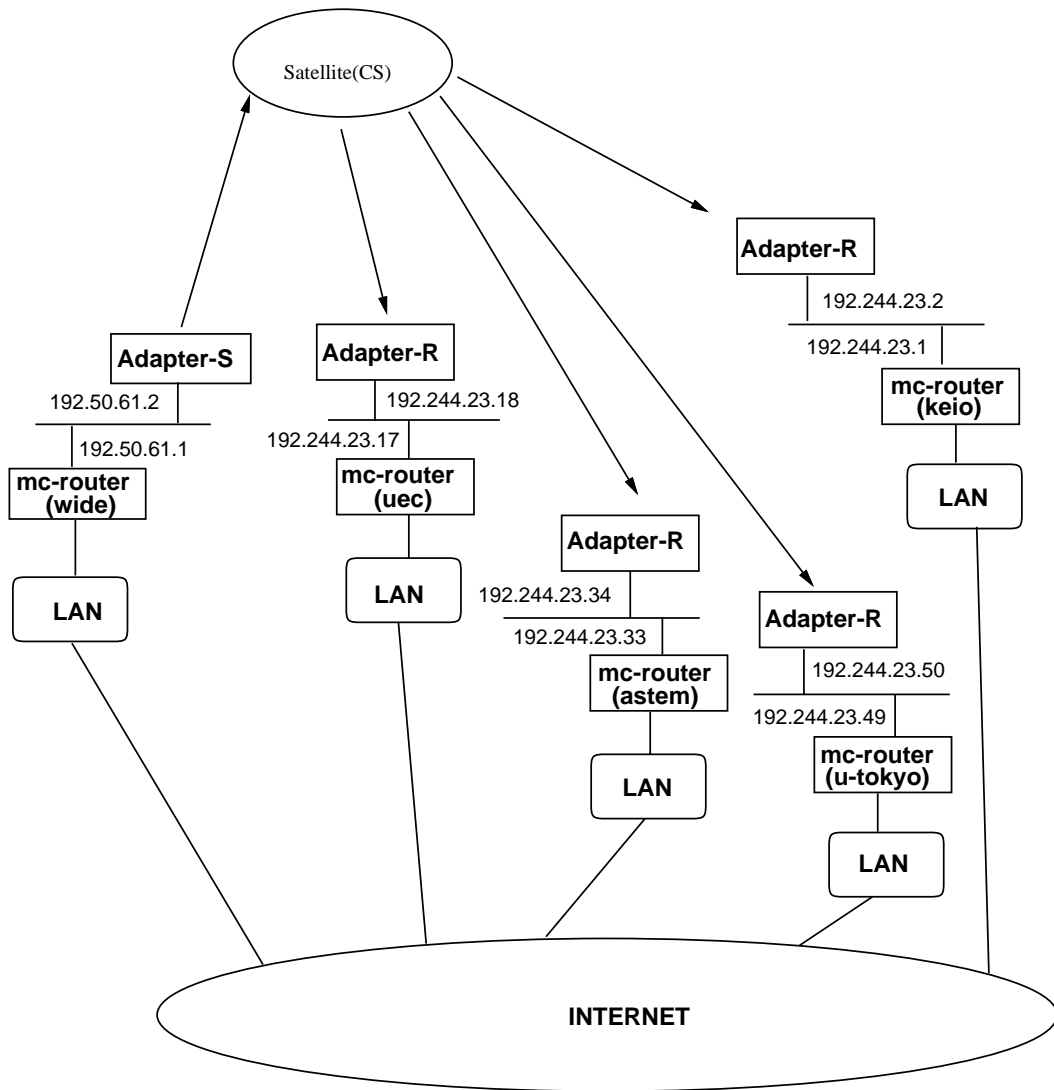


図 4.2: 通信衛星を用いた IP データグラム通信の実験環境

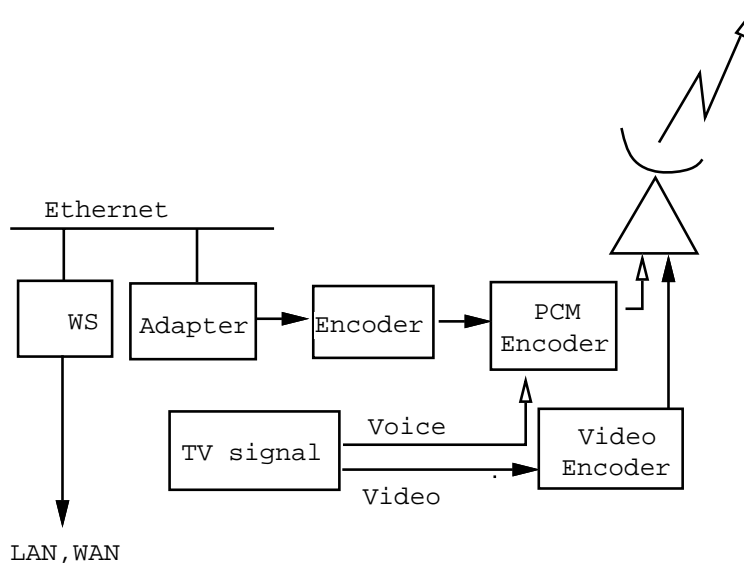


図 4.3: 送信局のブロック図

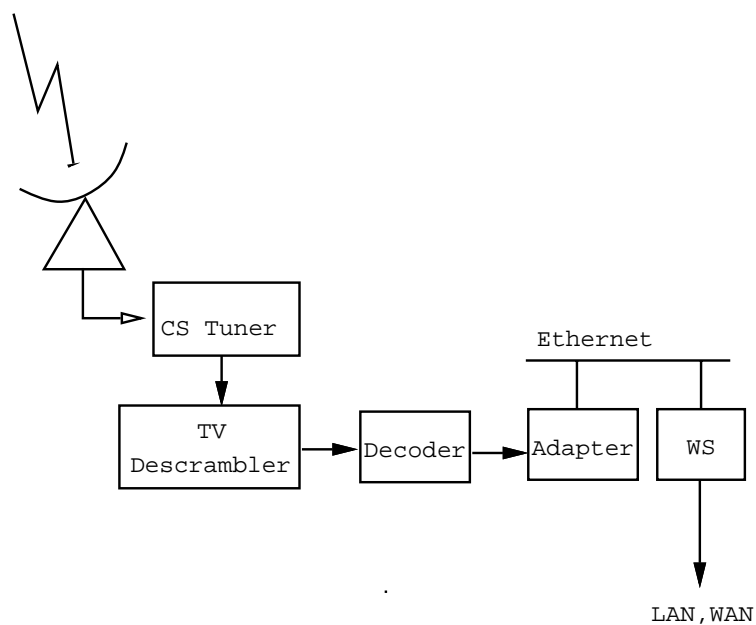


図 4.4: 受信局のブロック図

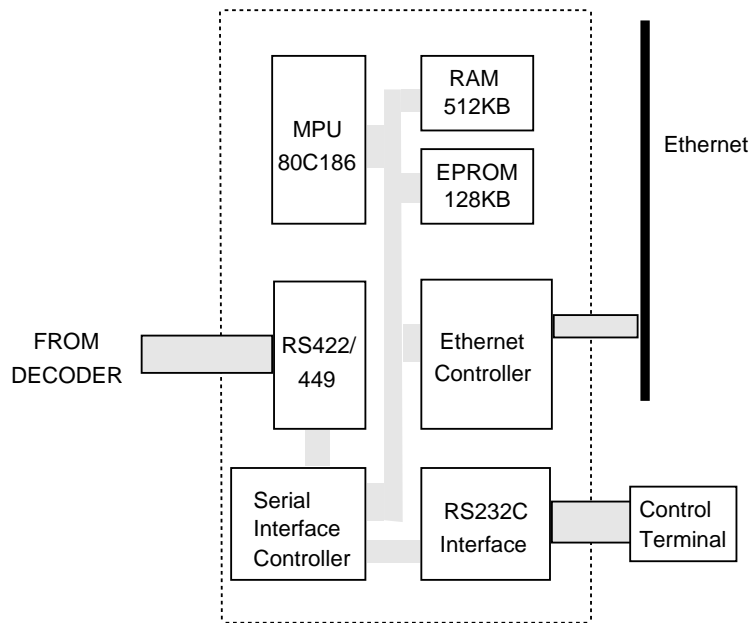


図 4.5: 衛星通信アダプタのブロック図 (受信局での構成)

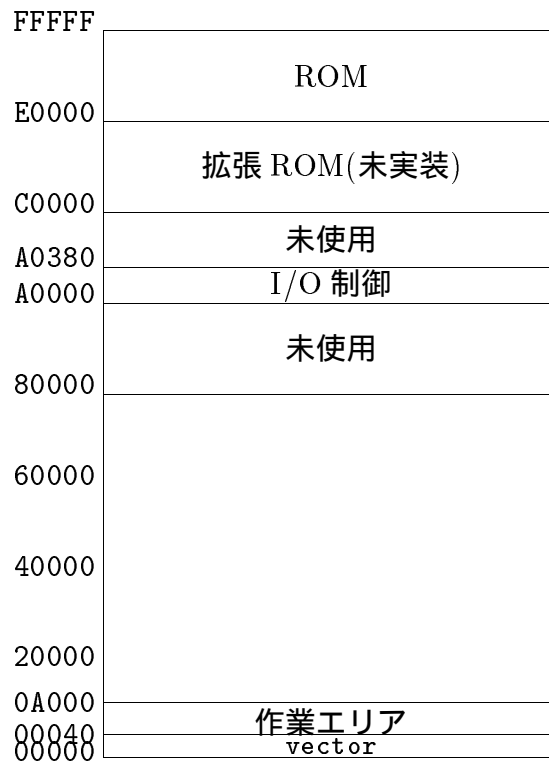


図 4.6: 衛星通信アダプタメモリマップ

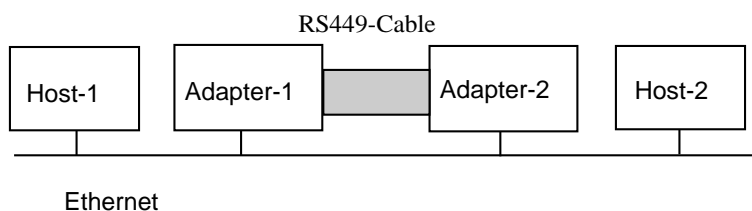


図 4.7: 通信衛星アダプタをケーブルで接続した IP データグラム通信の実験環境

```
ping -s 192.244.23.1
PING 192.244.23.1: 56 data bytes
64 bytes from wide-sfc-satgw.wide.ad.jp (192.244.23.1): icmp_seq=0. time=386. ms
64 bytes from wide-sfc-satgw.wide.ad.jp (192.244.23.1): icmp_seq=1. time=385. ms
64 bytes from wide-sfc-satgw.wide.ad.jp (192.244.23.1): icmp_seq=2. time=385. ms
64 bytes from wide-sfc-satgw.wide.ad.jp (192.244.23.1): icmp_seq=3. time=387. ms
64 bytes from wide-sfc-satgw.wide.ad.jp (192.244.23.1): icmp_seq=4. time=385. ms
64 bytes from wide-sfc-satgw.wide.ad.jp (192.244.23.1): icmp_seq=5. time=383. ms
64 bytes from wide-sfc-satgw.wide.ad.jp (192.244.23.1): icmp_seq=6. time=385. ms
64 bytes from wide-sfc-satgw.wide.ad.jp (192.244.23.1): icmp_seq=7. time=386. ms
64 bytes from wide-sfc-satgw.wide.ad.jp (192.244.23.1): icmp_seq=8. time=386. ms
^C
----192.244.23.1 PING Statistics----
9 packets transmitted, 9 packets received, 0% packet loss
round-trip (ms)  min/avg/max = 383/385/387
```

図 4.8: ping コマンドによる ICMP エコー要求に対する応答


```
ping -s 192.244.23.255
PING 192.244.23.255: 56 data bytes
64 bytes from 192.244.23.1: icmp_seq=0. time=397. ms
64 bytes from 192.244.23.2: icmp_seq=0. time=419. ms
ICMP Source Quench from 192.244.23.18
  for endo.wide.ad.jp (133.4.11.2) to 192.244.23.255 port 20493
64 bytes from 192.244.23.33: icmp_seq=0. time=441. ms
64 bytes from 192.244.23.34: icmp_seq=0. time=446. ms
64 bytes from 192.244.23.17: icmp_seq=0. time=452. ms
64 bytes from 192.244.23.18: icmp_seq=0. time=456. ms
64 bytes from 192.244.23.1: icmp_seq=1. time=393. ms
64 bytes from 192.244.23.2: icmp_seq=1. time=400. ms
ICMP Source Quench from 192.244.23.18
  for endo.wide.ad.jp (133.4.11.2) to 192.244.23.255 port 14093
64 bytes from 192.244.23.33: icmp_seq=1. time=430. ms
64 bytes from 192.244.23.34: icmp_seq=1. time=434. ms
64 bytes from 192.244.23.17: icmp_seq=1. time=439. ms
64 bytes from 192.244.23.18: icmp_seq=1. time=444. ms
64 bytes from 192.244.23.1: icmp_seq=2. time=392. ms
64 bytes from 192.244.23.2: icmp_seq=2. time=399. ms
64 bytes from 192.244.23.33: icmp_seq=2. time=409. ms
ICMP Source Quench from 192.244.23.18
  for endo.wide.ad.jp (133.4.11.2) to 192.244.23.255 port 3800
64 bytes from 192.244.23.34: icmp_seq=2. time=432. ms
64 bytes from 192.244.23.17: icmp_seq=2. time=437. ms
64 bytes from 192.244.23.18: icmp_seq=2. time=442. ms
64 bytes from 192.244.23.1: icmp_seq=3. time=395. ms
64 bytes from 192.244.23.2: icmp_seq=3. time=401. ms
ICMP Source Quench from 192.244.23.18
  for endo.wide.ad.jp (133.4.11.2) to 192.244.23.255 port 59391
64 bytes from 192.244.23.33: icmp_seq=3. time=429. ms
64 bytes from 192.244.23.34: icmp_seq=3. time=433. ms
64 bytes from 192.244.23.17: icmp_seq=3. time=438. ms
64 bytes from 192.244.23.18: icmp_seq=3. time=448. ms
64 bytes from 192.244.23.1: icmp_seq=4. time=394. ms
64 bytes from 192.244.23.2: icmp_seq=4. time=403. ms
ICMP Source Quench from 192.244.23.18
  for endo.wide.ad.jp (133.4.11.2) to 192.244.23.255 port 49273
64 bytes from 192.244.23.33: icmp_seq=4. time=430. ms
64 bytes from 192.244.23.34: icmp_seq=4. time=434. ms
64 bytes from 192.244.23.17: icmp_seq=4. time=438. ms
64 bytes from 192.244.23.18: icmp_seq=4. time=443. ms
^C
----192.244.23.255 PING Statistics----
5 packets transmitted, 30 packets received, -500% packet loss
round-trip (ms)  min/avg/max = 392/424/456
```

図 4.9: ping コマンドによりブロードキャストアドレスに ICMP エコー要求を送った場合の応答

```
traceroute to 192.244.23.33 (192.244.23.33), 30 hops max, 40 byte packets
 1 133.27.48.5 (133.27.48.5)  2 ms  2 ms  2 ms
 2 wnoc-tyo.wide.ad.jp (133.4.2.2)  11 ms  27 ms  18 ms
 3 wnoc-tyo-satgw.wide.ad.jp (133.4.3.14)  21 ms  12 ms  13 ms
 4 192.218.228.1 (192.218.228.1)  114 ms  103 ms  107 ms
 5 wide-dnp-sa-tx.wide.ad.jp (192.50.61.2)  378 ms  380 ms  385 ms
 6 wide-sfc-sa-rx.wide.ad.jp (192.244.23.2)  395 ms  376 ms  385 ms
 7 wide-astem-satgw.wide.ad.jp (192.244.23.33)  390 ms  389 ms  428 ms

traceroute to 192.244.23.1 (192.244.23.1), 30 hops max, 40 byte packets
 1 133.27.48.5 (133.27.48.5)  3 ms  2 ms  2 ms
 2 wnoc-tyo.wide.ad.jp (133.4.2.2)  28 ms  16 ms  20 ms
 3 wnoc-tyo-satgw.wide.ad.jp (133.4.3.14)  14 ms  17 ms  13 ms
 4 192.218.228.1 (192.218.228.1)  3890 ms  104 ms  134 ms
 5 wide-dnp-sa-tx.wide.ad.jp (192.50.61.2)  388 ms  390 ms  377 ms
 6 wide-sfc-sa-rx.wide.ad.jp (192.244.23.2)  386 ms  376 ms  376 ms
 7 wide-sfc-satgw.wide.ad.jp (192.244.23.1)  375 ms  389 ms  376 ms
```

図 4.10: traceroute により得た経路及び遅延の状況

第 5 章

まとめ

世界規模に発展しつつある計算機ネットワークをより効率的に利用するために、既存の通信形態 (1 対 1 型通信および一斉同報型通信) に加え 1 対 n 型通信 (マルチキャスト型通信) の広域ネットワークへの適用の必要性、有効性、そしてその実現のための技術について述べてきた。

既存の技術では、物理媒体としてのレベルでは、1 対 1 型通信と同様のコストでマルチキャスト型通信を行なえるところまで発展している。さらに、そのような機能を持つ物理ネットワークの接続によって構成される、比較的狭域の異機種間ネットワークにおけるマルチキャストの技術についても幾つかの経路制御アルゴリズムが提案され、実装も行なわれてきている。既存のマルチキャスト経路制御においては、ネットワークホストの集合を表すグループアドレスをデータグラム of 目的地アドレスとして利用する、グループアドレッシングの方法がとられている。

本研究では、このようなグループアドレッシングを前提とした上で、既存のネットワークを有効利用し、さらに広域の放送型通信媒体を従来の経路制御やプロトコル体系と整合性よく統合するアーキテクチャについて提案した。また、実際に通信衛星を用いてアーキテクチャの有効性を示した。

今後、次のような課題を解決していかなければならない。

- マルチキャストトランスポートプロトコルの開発

エンド-エンド間におけるマルチキャストデータグラムの信頼性の保障に関しては、マルチキャスト機能を利用するアプリケーションを考える上で重要な問題である。

- アプリケーションが要求するマルチキャスト型通信の提供について

匿名 FTP 等による共有ファイルの配送やメーリングリストの配送といったアプリケーションをマルチキャストを基盤とするネットワーク層やトランスポート層の上に構築していく必要がある。

- グループメンバーの認証機構について

マルチキャストの伝搬機構は、グループアドレッシングを前提としているが、グループへの所属および離脱に関しては、他のグループメンバーとの関連がないため、受信されるべきでないホストがマルチキャストデータグラムを受け取る可能性もある。

これは、グループアドレッシングの方法で、一般的な問題として取り上げられる認証問題であるが、やはり基本的には配送を行なうレベルではなく、それ以上のレベルにおいて、送信ホストとグループメンバー間 (エンド-エンド間) で認証を行なうのが望ましいと考えられる。