

第VIII部

衛星通信によるネットワーク構築 実験

第 8 部

衛星通信によるネットワーク構築実験

第 1 章 IP version6 環境における UDLR 技術

1.1 概要

次世代インターネットの特徴の一つとして、多様なデータリンクを使用したネットワークの構築が挙げられる。今までインターネットでは使用されなかったデータリンクの一つとして、衛星回線を利用した、受信のみ高速で行える片方向通信路がある。

衛星回線を利用した通信は、地上回線のトポロジーに依存しない地理不偏性と、地理的に広い範囲にあるどの受信者も同時に受信できる広域同報性により、地上回線を補完する通信技術として期待されている。

本年度 WISH では SOI と共同で、上述の衛星回線の特徴を活かし、マルチキャストを利用したリアルタイム授業を広域で実現するための研究を行った。

本研究では、IPv6 高速マルチキャストインターネット基盤上で実施されている高品質な大学間遠隔授業

を、安価なアンテナを設置することによって 1.5Mbps 程度の IPv4 インターネットへの接続性しか持たないサイトに対して実現する。

衛星回線は、講義者から受講者への単一方方向のみ通信を行う片方向通信路 (UDL:Uni-Directional Link) として使用する。既存のインターネット技術を UDL を含むネットワーク上で使用するために、UDLR 技術が提案・実装されているが、現在の UDLR 技術は、IPv4 環境を前提としており、IPv6 環境では動作しない。本研究では、UDLR 技術を IPv4/IPv6 混在環境に適応するための実装と実験を行った。

本章では、この実装と実験について述べる。

1.2 概要

本研究での実験環境を、図 1.1 に示す。

いずれかの大学で実施された授業は、IPv6 マルチキャストを用いて DVTS により配信される。IPv6 の地上回線を經由して接続されている受信者は、IPv6 ネットワークを利用して JOIN メッセージを送信し、送信者のストリームを受信する。

衛星回線の各受信者は、IPv4 の地上回線を經由し

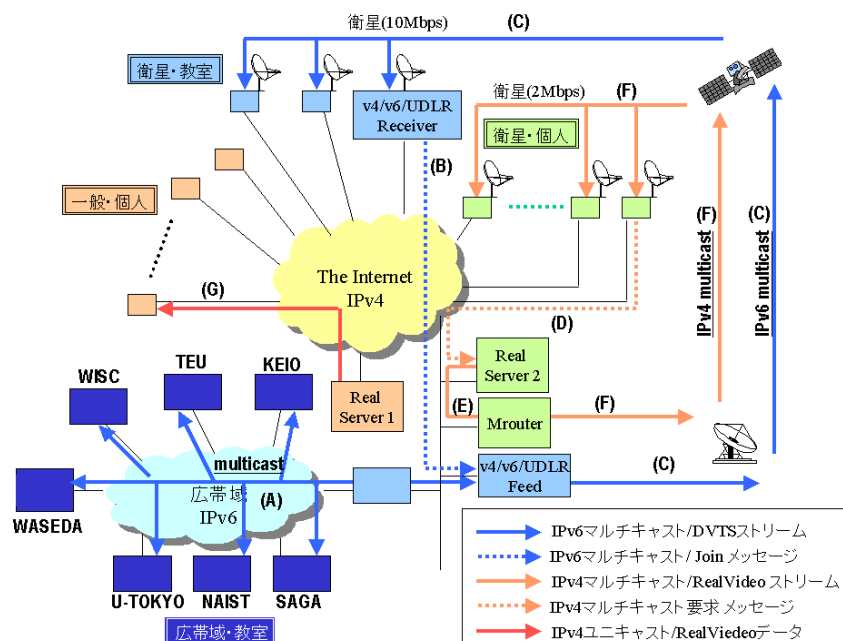


図 1.1. 実験環境

て JOIN メッセージを Feed へ送信する。ストリームは、衛星回線へ Feed を経由して配信され、各受信者へ届く。

1.3 UDLR と IPv6

地上回線のような双方向通信路と、衛星回線のような片方向通信路を協調的に用いて通信を行うための技術は、すでにいくつかの研究・実装がすすめられ、標準化も行われている。しかし、これらは IPv4 環境を前提としており、現状では IPv6 ネットワーク上での UDLR 技術の研究は、ほとんど行われていない。

本研究では、IPv4 の地上回線と IPv6 の衛星回線を組み合わせて使用することにより、IPv6 の接続性を持たないネットワークでも、IPv6 を使用したマルチキャスト網に参加できる機構を構築した。本機構を導入することにより、衛星回線の受信局を設置するだけで、IPv4 への接続性しか持たないネットワークでも、簡易に IPv6 マルチキャストを利用できる。

本機構は、慶應義塾大学で開発された UDLR の実装に対して、IPv4 と IPv6 のプロトコル変換機能を追加することで実現した。本機構の概要を図 1.2 に示す。

図 1.2 中で、Feed は衛星回線の送信側ルータ、Receiver は衛星回線の受信側ルータを示す。これらのルータは、IPv4 と IPv6 のプロトコルスタックを同時に持つ、デュアルスタックのルータである。また、これらのルータは、UDL と BDL (Bi-Directional Link) の 2 つのインターフェースを持つ。

Receiver は、上述のように BDL について IPv4 への接続性しか持たないため、BDL には IPv4 プロトコルスタックが適用される。同様に、UDL について

IPv6 マルチキャスト通信を受信するため、UDL には IPv6 プロトコルスタックが適用される。

Feed は、Receiver から片方向通信路の復路をエミュレートするトンネルの受け口として機能する。また同時に、Feed は Receiver からの IPv6 over IPv4 トンネルの受け口としても機能する。BDL には、IPv4/IPv6 の両方のプロトコルスタックが適用され、UDL には、IPv6 スタックが適用される。

Receiver から発行される IPv6 マルチキャストの通信は、従来の UDLR 技術と同様、UDL 回線をエミュレートする BDL トンネルを用いて通信を行うため、UDL 側データリンク層から BDL 側 IP 層にバイパスされ、カプセル化される。このとき、UDL 側から送信されようとする通信は IPv6 であり、BDL 側トンネルは IPv4 を用いているため、UDL 復路のトンネルは、IPv6 over IPv4 トンネルとしても機能している。

IPv4 トンネルを経由して Feed に配送されたデータグラムは、Feed で脱カプセル化される。このとき、脱カプセル化後のデータグラムは IPv6 なので、IPv6 ネットワークに対して送信される。

IPv6 マルチキャスト網に対して送信されるデータグラムは、Feed から各 Receiver の UDL に対して送信される。

以上の機構により、IPv4 接続性のみを持つネットワークに対して、IPv6 マルチキャストを配信できるようになる。

1.4 まとめ

本研究で設計・実装した機構により、IPv4 接続性のみを持つネットワークでも、IPv6 UDL の接続性を設置することで、簡易に IPv6 マルチキャスト通信を行えるようになる。

マルチキャスト通信技術は、規模性に対する課題があること、また経路制御技術の実装が整っていないことから、発展が遅れている。本研究で実現した機構は、IPv6 マルチキャストへの接続性を提供するためのもので、規模性、経路制御については問題の範疇外である。今後は、UDL を含むネットワークでの IPv6 マルチキャスト環境での規模性、経路制御について継続的に研究を行っていく必要がある。

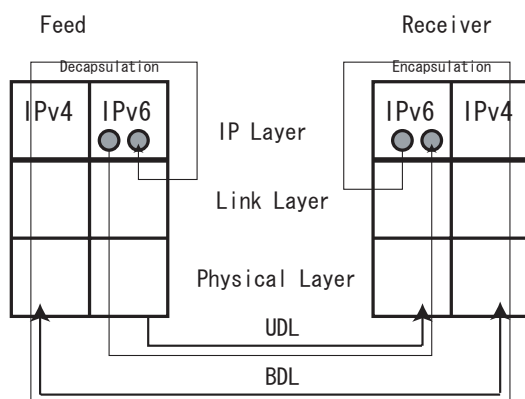


図 1.2. 機構の概要

第2章 Ku UDL 実験

2.1 概要

デジタル衛星放送などの衛星受信設備の低価格化と普及によって、ネットワークを構築する際に、衛星回線を用いて送信者から受信者への一方向へブロードキャストを行えるデータリンクを用いたいという要求が高まっている。衛星回線を用いた片方向通信路 (UDL: Uni-Directional Link) は、地理不偏性や広域同報性の点で既存の地上回線より勝っており、既存の 45cm 径のアンテナや衛星回線用のチューナーが利用できるため、非常に現実的である。

片方向通信路を含むネットワークでは、既存の動的経路制御技術が使用できないと言う問題点がある。この問題に対する解決案として 2 つのアプローチが提案されている。1 つは、片方向通信路に既存の双方向通信路を組み合わせ、双方向通信路を利用して片方向通信路の復路を仮想的に提供する手法であり、もう 1 つは、経路制御プロトコルを片方向通信路を含むネットワーク上で動作可能なように改変または新規に作成するものである。前者の手法は、短期的な解決案として IETF の UDLR-WG で提案され、RFC にまとめられている。この手法では、上位層に対して片方向通信路をブロードキャスト可能な双方向通信路として見せる。後者は、長期的な解決案として現在も研究の途上である。

短期的解決手法としての UDLR (Uni-Directional Link Routing) 技術は、いくつかの実装が存在するが、これらの実装が稼働するのは、テスト用のネットワークか、あるいは小規模なネットワークであり、広域なネットワークに実際に適用した例は存在しない。

本研究では、UDLR 技術を実際の衛星回線を用いた広域ネットワークに適用し、既存の実装の評価を行うとともに、長期的解決案に向けての問題点の検討を行う。また、衛星回線を利用した広域ブロードキャスト型リンクを活用するためのアプリケーションに関する研究も行う。特にアプリケーションについては、IP マルチキャストを用いた情報配信型アプリケーション、Unicast の経路の動的な迂回、あるいはこれら複数のアプリケーションで帯域を共有するための帯域制御技術について検討を行う。

本年度は、これらの研究を進めるための、広域ブロードキャスト型リンクを含む UDL ネットワークの構築及び広域ブロードキャスト型リンクを用いるアプリケーション・アーキテクチャについての検討を進めた。

2.2 広域 UDL ネットワーク構築

UDL ネットワークは、奈良先端科学技術大学院大学 (NAIST)、慶應義塾大学湘南藤沢キャンパス (SFC)、広島市立大学 (HCU)、JSAT 株式会社 (JSAT)、九州大学 (KU) の 5 局によって構成されている。

各局の諸元は表 2.1 の通りである。

UDL ネットワークは、既存の point-to-point ネットワークに追加する形で実現した。既存の衛星無線設備に、UDL 送受信用の機器を追加し、point-to-point ネットワークに用いる電波帯域と、UDL ネットワークに用いる電波帯域を同時に送受信できる環境を構築した。UDL ネットワークに用いる帯域は 2Mbps とし、JCAST-1B 号衛星を使用した。

送信局と各受信局には、UDL ネットワークの通信を処理するため、UDL ルータを設置した。UDL ルータは、PC にシリアル通信ボードを搭載した構成となっている。OS に FreeBSD3.5.1-Release を使用し、WISH で開発した UDLR パッケージを使用した。

表 2.1. UDL ネットワーク構成局

SITE	TYPE	アンテナ径	ルータ構成
NAIST	Feed	3.6m	FreeBSD 3.5.1 + RISCom/N2 PCI
JSAT	Receiver	1.8m	FreeBSD 3.5.1 + RISCom/N2 PCI
SFC	Receiver	1.8m	FreeBSD 3.5.1 + RISCom/N2 PCI
HCU	Receiver	1.8m	FreeBSD 3.5.1 + RISCom/N2 PCI
KU	Receiver	1.8m	FreeBSD 3.5.1 + RISCom/N2 PCI

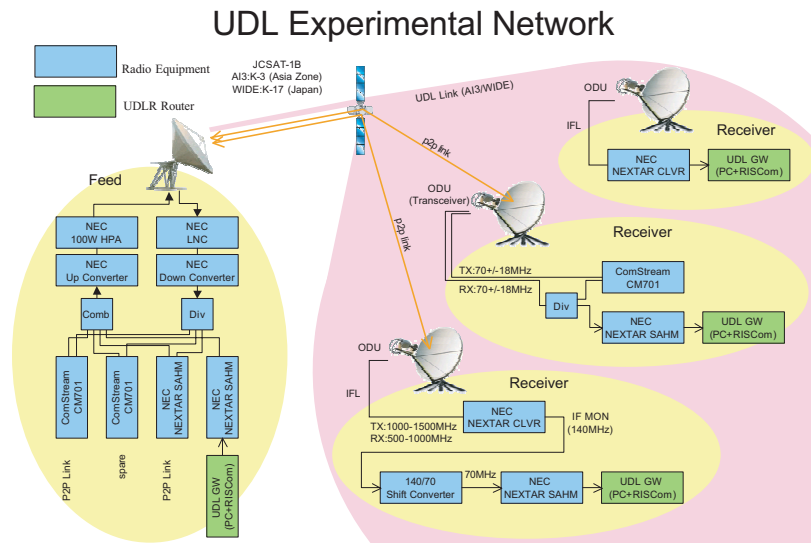


図 2.1. UDL ネットワーク概要

UDL ネットワークの概要を、図 2.1 に示す。

2.3 UDL ネットワーク上でのアプリケーション・アーキテクチャの検討

衛星回線を用いた UDL ネットワークは、広域同報性に優れており、この利点を活かす使用方法として、マルチキャストを用いたアプリケーションが挙げられる。

本研究では、従来のマルチキャストデータ配送システムの欠点を克服し、有効にマルチキャストを用いた信頼性のあるデータ配送を行うアーキテクチャについて検討した。

従来のマルチキャストを用いた信頼保証型データ配送では、信頼性の不足、大規模性の不足、配送が効率的でない、といった欠点があり、実用的でない。本研究で提案する方式では、ネットワークをマルチキャスト可能なローカルセグメント (MLS: Multicastable Local Segment) に分割し、この MLS 内でデータ配送システムを提供する。データ配送の信頼性保証を行う責任範囲を限定することにより、効率的な信頼保証データ配送を実現する。また、各々自立した MLS が相互に協調することにより、ネットワーク上で規模性を維持しながら信頼性を保証するデータ配送を実現する。

2.3.1 データ配送システムについての考察

マルチメディア技術の発達によって、コンピュータやネットワーク上で、様々な種類のデジタル化さ

れたデータが取り扱えるようになった。この中で、近年特に発達めざましいものに、音声・動画のデータが挙げられる。これらの種類のデータに特徴的なのは、従来の文字・静止画といったものと比較して、飛躍的にデータが大きくなっている点である。また、インターネット利用者数の増加や家庭用コンピュータの低価格化・高機能化が進み、従来高速な処理能力が必要とされていたマルチメディアコンテンツの再生も、容易に実現できるようになってきた。利用者がこうしたデータを入手するための媒体として、インターネットが注目されている。

こうした現状から、インターネットを経由したデジタルデータの配布に対する要求は非常に高いといえる。

インターネット上では、様々な種類のデータが取り扱われる。データの特徴によって、その配送に対する要求も異なるが、本研究では大きくは次の 2 つに分類する。一方は、実時間性を重視するデータ配送であり、もう一方は、信頼性を重視するデータ配送である。上述のマルチメディアコンテンツのネットワークを経由したデータ入手を考えた時、これは従来の CD-ROM 等の記録済み媒体の流通に代わるコンテンツの流通であるため、後者に分類されると考えられる。

そこで本研究では、UDL ネットワークを利用して、効率的に信頼性のあるデータ配布を行うシステムについて検討する。

2.3.2 既存の問題点と解決手法の提案

既存のマルチキャストを利用した信頼性保証型データ配送システムでは、それを広域なネットワーク上に適用した際の規模性が常に問題となる。この点を解決するため、本システムではマルチキャスト可能なローカルセグメント (MLS: Multicastable Local Segment) という考え方を導入する。MLS は、均等な品質でマルチキャスト・データグラムを配送可能な、限定的な範囲のネットワークとする。ネットワークを MLS 単位に分割することにより、広域ネットワークは、複数の MLS が相互に接続されたネットワークと見なすことができる。MLS の概念図を、図 2.2 に示す。

SHRM(1)

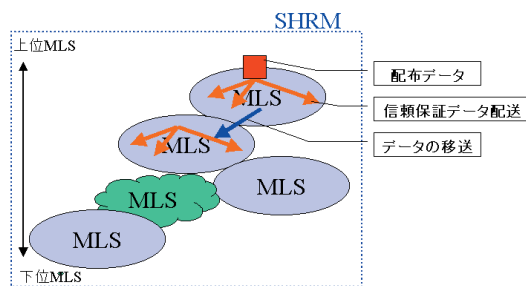


図 2.2. MLS 概念図

個々の MLS は、概ね均等な品質をもってマルチキャスト・データグラムの配送を行える点に着目し、1 つの MLS 単位の内部で完結されたデータ配送の信頼保証システムを構築する。

ここで重要な点は、信頼保証を行う仕組みは個々の MLS 内部で完結し、MLS の外部とは無関係に独立のものであるという点である。この信頼保証のシステムでは、従来の信頼保証のシステムに見られるデータリンクの帯域、遅延の有無といった品質の多様性を考慮する必要がない。従って、従来より簡易な仕組みを用いて信頼性のある通信を提供することが可能となる。

また、MLS は階層構造を持つものとし、原則として、最も帯域の広い MLS を最上位 MLS とし、その下に、順次帯域の狭い MLS が接続される構造を持つものとする。そして、配布するデータは必ず最上位 MLS に置くものとする。

配布データが必ず特定の MLS にあるとすれば、任

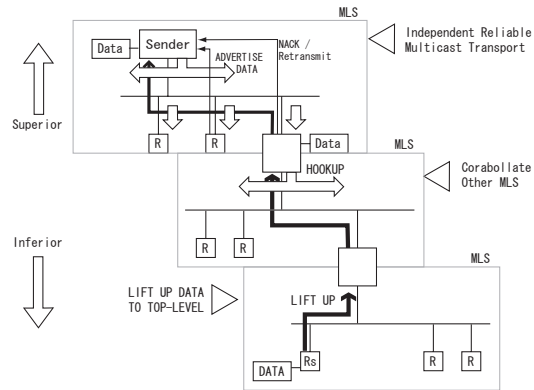


図 2.3. MLS モデル

意の MLS においてデータは必ず配布データが置かれている MLS に近い側の MLS 接点から流入してことになる。これにより、配布データの流通する方向は必ず一方向となるので、配送システムが配布データの所在位置を記憶しておく必要がなくなり、システムの複雑さを低減できる。MLS の集合が階層構造を形成しているとするなら、この中では配布データは最上位 MLS に配置するのが最も効率がよい。

上述のように、MLS 手法を導入することにより、データリンクの帯域や遅延のばらつきを考慮する必要がなくなり、信頼性保証の仕組みを実現しやすくなる。また、ネットワークを MLS に分割するため、従来の仕組みよりも規模性を持つことができる。

本研究で提案するシステムのモデルを、図 2.3 に示す。

2.3.3 本手法の UDL ネットワークへの適用

衛星回線を使用した UDL ネットワークでは、ネットワークは衛星回線を用いた UDL 部分と、UDL 受信局より下流に接続される各サイトのネットワークによって構成されるのが一般的である。

このネットワーク・トポロジーに、上述の MLS 手法を適用する。

衛星回線を使用した UDL ネットワークは、一つか少数の送信局に対して、多数の受信局が接続する。このため、送信局に配布データを配置することが効率がよい。また、受信局の下流にネットワークが接続するため、UDL ネットワーク部分を最上位 MLS とし、各受信局の持つネットワークを下位 MLS とする MLS 階層構造を形成できる。

これにより、本研究で提案する手法によって、衛星回線 UDL ネットワーク上での効率的なデータ配布を行うアーキテクチャの実現が期待できる。

2.4 まとめ

本年度は、実用の衛星回線を使用し、広域ネットワーク上で UDL を含むネットワークの構築と、UDL を含むネットワーク上で有効なアプリケーション・アーキテクチャについての検討を行った。今後は、広域ネットワーク上での UDL ネットワークにおける既存の UDLR 実装の評価並びに UDL を含むネットワークにおける経路制御手法についての研究、また UDL ネットワーク上でのアプリケーション・アーキテクチャについて研究を進めていく。

第 3 章 衛星回線と地上回線に対する Uni-Directional Link Routing 方式のスループットに関する評価

3.1 はじめに

近年、インターネットユーザの急激な増加により、非対称な傾向にあるトラフィックが増加している。そのため、上りと下りの帯域が異なる非対称ネットワークが注目されている。そして、このような非対称ネットワークの一部を構成する要素として、同報性や広域性、耐災害性などの特徴を持つ衛星回線が注目されている。しかし、VSAT (Very Small Aperture Terminal) システムのような衛星通信システムは静止衛星を用いるため、250 msec 程度の伝搬遅延が発生する。そして、現在トランスポートプロトコルとして広く実装されている TCP (Transmission Control Protocol) は、セグメントの損失、消失、重複、順番のずれなどを検出することができ、高い信頼性を提供するが [167]、伝搬遅延に関しては考慮していない。そのため、衛星回線を用いたコンピュータ間通信において TCP を用いた場合、期待するスループットを得ることが難しいとされている [5]。衛星回線を用いた非対称ネットワークにおける TCP の性能評価はいくらか報告されており、本学でも [174, 66] などで行われている。しかし、IP トンネリング技術を用いることにより非対称ネットワークを構築する UDLR (Uni-Directional Link Routing) 方式 [40, 193] を用いた場合に対する検討は、十分行われてはいない。

そこで本研究では、非対称ネットワークの構築方法に UDLR 方式を用いた場合にかかるオーバーヘッドを考慮した TCP スループットの評価式を文献 [66]

の評価式を拡張する形で導出し、シミュレーションによりその評価式の精度の確認を行った。

最後に本章の構成について説明する。3.2 節では、まず静的に経路情報を与えることにより構築された非対称ネットワークにおけるスループットの評価式 [66] について説明し、その後文献 [66] の評価式を拡張する形で UDLR 方式におけるスループットの評価式の導出を行う。3.3 節ではシミュレーションによりその評価式の精度の確認を行う。最後に 3.4 節で本研究のまとめを行う。

3.2 スループットの評価式

3.2.1 静的なルーティングにおける評価式

文献 [66] では、静的な経路情報を与えることにより構築した非対称ネットワークにおけるスループットの評価式を導出している。

文献 [66] で用いるネットワークモデルを図 3.1 に示す。下りに衛星回線、上りに地上回線を使用し、下りの帯域を Q_{sat} 、上りの帯域を Q_{ter} 、下りの伝搬遅延を τ_{sat} 、上りの伝搬遅延を τ_{ter} とする。また、データセグメントサイズを d_{seg} 、TCP と IP のヘッダサイズを合計した値を d_{head} 、ACK セグメントサイズを d_{ack} とする。TCP には現在広く実装されている TCP Reno を使用する。

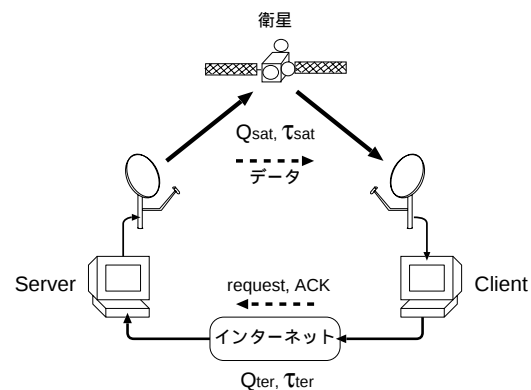
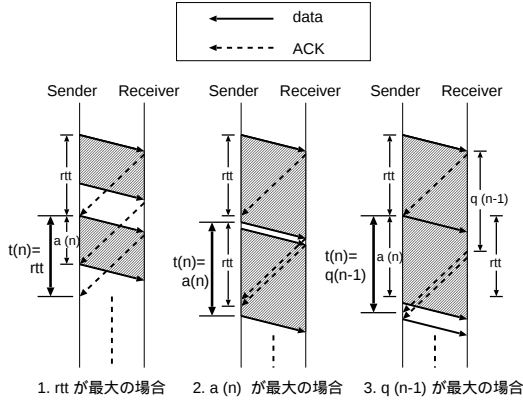


図 3.1. 非対称ネットワークのモデル

まず、Slow Start 中のあるウィンドウサイズ $w(n)$ を求める。Slow Start 中は、送信ノードは受信ノードからの ACK を 1 つ受信する度にウィンドウサイズを 1 データセグメント分だけ増加させる。TCP Reno では遅延確認応答を行うため、受信ノードはデータセグメントを 2 つ受信してから ACK を 1 つ返す。つまり受信ノードは送信ノードに $\lceil \frac{w(n)}{2} \rceil$ 個の ACK セグメントを送出している。これより、 n

図 3.2. ウィンドウサイズによる $t(n)$ の変化

回目のデータ転送時におけるウィンドウサイズは式 (3.1) となる。ここで、 n はウィンドウサイズが増加した回数を示しており、 $w(0) = 1$ とする。また、記号 $\lceil a \rceil$ は a より大きい最小の整数を表す。

$$w(n+1) = w(n) + \lceil \frac{w(n)}{2} \rceil \quad (3.1)$$

次に、Slow Start 中のあるウィンドウサイズ $w(n)$ でのデータ転送を終了し、次のウィンドウサイズ $w(n+1)$ での転送開始までにかかる時間 (送出間隔) を $t(n)$ とする。 $t(n)$ は図 3.2 のように 3 つの場合に近似することができる。ここで、 rtt はラウンドトリップ時間、 $a(n)$ はウィンドウサイズが $w(n)$ の時のデータを転送するのに必要な時間、 $q(n-1)$ はウィンドウサイズが $w(n)$ の時の ACK セグメントを転送するのに必要な時間であり、 rtt 、 $a(n)$ 、 $w(n)$ の内、最大値をとるものが送出間隔 $t(n)$ となる。

$$t(n) = \max(rtt, a(n), q(n-1)) \quad (3.2)$$

まず rtt は、往復の伝搬遅延を $\tau = \tau_{sat} + \tau_{ter}$ とし、遅延確認応答を考慮すると式 (3.3) となる。ここで、 P はデータセグメントサイズであり、 $P = d_{seg} + d_{head}$ とする。

$$rtt = \tau + \frac{2 \cdot P}{Q_{sat}} + \frac{d_{ack}}{Q_{ter}} \quad (3.3)$$

ただし、 $w(0) = 1$ の時は一定時間 d だけ遅らせて ACK の送出を行う。TCP Reno においては $d = 200$ msec となっている。

$$rtt = \tau + \frac{P}{Q_{sat}} + \frac{d_{ack}}{Q_{ter}} + d \quad (3.4)$$

また、 $a(n)$ 及び $q(n)$ はそれぞれ式 (3.5)、式 (3.6) となる。

$$a(n) = \frac{P \cdot w(n)}{Q_{sat}} \quad (3.5)$$

$$q(n) = \frac{d_{ack} \cdot \lceil \frac{w(n)}{2} \rceil}{Q_{ter}} \quad (3.6)$$

次に、Slow Start 中に転送されるデータ量 F_{slow} とそのデータ転送時間 $t(n)$ を求める。Slow Start 中に転送されるデータ量 F_{slow} は、Slow Start 中のウィンドウサイズの和をとることにより求められ、同様に Slow Start 中のデータ転送時間 t_{slow} も Slow Start 中の $t(n)$ の和をとることにより求まる。ここで、ウィンドウサイズの増加回数 n の閾値を th とすると F_{slow} 、 t_{slow} はそれぞれ式 (3.7)、式 (3.8) となる。

$$F_{slow} = \sum_{k=0}^{th} \{w(k) \cdot d_{seg}\} \quad (3.7)$$

$$t_{slow} = \sum_{k=0}^{th} t(k) \quad (3.8)$$

次に、Slow Start が終了し、 $w(n)$ が最大ウィンドウサイズに達してからデータ送出時間を求める。転送するファイルのサイズを F とすると、Slow Start が終了した時点での残りのデータは、 $F_{rest} = F - F_{slow}$ (ファイルサイズ F は F_{rest} よりも十分大きい値であるとする) となる。ここで最大ウィンドウサイズを MWS とすると F_{rest} 分のデータを送出するために最大ウィンドウサイズでデータを送出する回数は、 F_{rest}/MWS で求まる。これに、最大ウィンドウサイズにおけるデータ送出間隔 t_{max} を掛けることでデータ送出時間が求まる。ただし、この時点で $w(n)$ は最大ウィンドウサイズであるため、送出間隔 t_{max} は式 (3.2) において $w(n) = MWS/d_{seg}$ とした値とする。

しかし、最大ウィンドウサイズ MWS でデータを送出していくと最後に最大ウィンドウサイズ MWS よりもサイズの小さいデータが残る場合が考えられる。このデータを送信する時間を t_{rest} とすると式 (3.9) のようになる。ここで、 $m \bmod n$ は m を n で割った余りを表している。

$$t_{rest} = \frac{(F_{rest}) \bmod (MWS)}{Q_{sat}} + \tau_{sat} \quad (3.9)$$

よって、ファイルサイズが F のファイル転送に必要な時間 T は Slow Start でのデータ転送時間と最大ウィンドウサイズでのデータ転送時間の和をとれ

ばよいので式 (3.8)、式 (3.9) より式 (3.10) ようになる。ただし、最大ウィンドウサイズ MWS ですべてのデータが送り切れる場合、 $t_{rest} = 0$ となる。

$$T = \lceil \frac{F_{rest}}{MWS} \rceil \cdot t_{max} + t_{slow} + t_{rest} \quad (3.10)$$

以上よりファイルサイズ F を式 (3.10) で求めた転送時間 T で割ることによりスループット θ が求まる。

$$\theta = \frac{F}{T} \quad (3.11)$$

3.2.2 UDLR 方式における評価式

図 3.3 は UDLR 方式におけるトンネリング機構を示す。図 3.3 のように、UDLR 方式では Feed から Receiver に向けて転送されるデータは UDL を通して送出される。そして Receiver から Feed に向けて送出される ACK セグメントはカプセル化され、トンネリングにより Feed に BDL を通して転送される。ここで、図 3.4 はカプセル化された ACK セグメントの構成を示す。

図 3.4 より、カプセル化した後の ACK セグメントの大きさ d_{capack} は次式で表せる。ただし、カプセル化される前の ACK セグメントの大きさを d_{ack} 、カプセル化により増加するヘッダサイズを d_{cap} とする。

$$d_{capack} = d_{ack} + d_{cap} \quad (3.12)$$

本研究では式 (3.12) のように、 d_{ack} に d_{cap} を加えることで、トンネリングによるオーバーヘッドを考

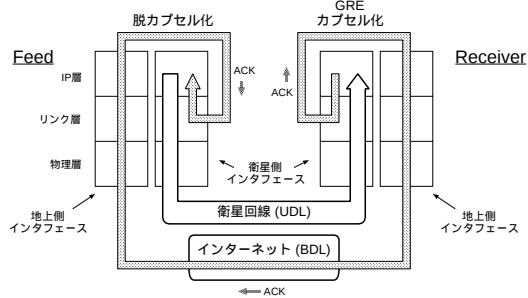


図 3.3. UDLR 方式におけるトンネリング機構

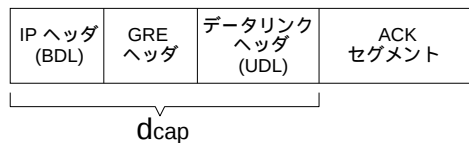


図 3.4. カプセル化された ACK セグメント

慮した。なお、ACK セグメントをカプセル化する場合の CPU 処理時間は考慮しない。具体的には 3.2.1 節で示した式 (3.3)、式 (3.4)、式 (3.6) にそれぞれ次のように変更を加える。

$$rtt = \tau + \frac{2 \cdot P}{Q_{sat}} + \frac{d_{capack}}{Q_{ter}} \quad (3.13)$$

$$rtt = \tau + \frac{P}{Q_{sat}} + \frac{d_{capack}}{Q_{ter}} + d \quad (3.14)$$

$$q(n) = \frac{d_{capack} \cdot \lceil \frac{w(n)}{2} \rceil}{Q_{ter}} \quad (3.15)$$

これら以外の式には変更は加えず、最終的に式 (3.11) によりスループットが得られる。

3.3 シミュレーションとその比較評価

シミュレーションには、ネットワークシミュレータ NS-2 (Network Simulator version 2)[157] を用いた。表 3.1 にシミュレーション及び評価式に使用したパラメータを示す。このとき、TCP の最大ウィンドウサイズを 4 KByte、8 KByte、16 KByte、32 KByte、64 KByte、96 KByte、128 KByte、192 KByte と変化させたときのスループットを測定した。3.3.1 節では下りの帯域のみ変化させた場合、3.3.2 節では上りの帯域のみを変化させた場合、3.3.3 節では上りの伝搬遅延のみを変化させた場合について、それぞれシミュレーション結果と提案する評価式の計算値を比較する (表 3.1 の中の*印は、そのパラメータを固定して使用するときにとる値を示す)。また、UDLR 方式を用いた非対称回線における TCP の性能について考察する。なお、下り回線は衛星回線としているため、下りの伝搬遅延は 250 msec で固定する。

表 3.1. シミュレーション及び評価式に用いたパラメータ

下りの帯域 Q_{sat} (Kbps)	512, 1024, 2048*
上りの帯域 Q_{ter} (Kbps)	16, 32, 64*
下りの伝搬遅延時間 τ_{sat} (msec)	250
上りの伝搬遅延時間 τ_{ter} (msec)	10*, 50, 100, 150
ファイルサイズ F (KByte)	102,400
データセグメントサイズ d_{seg} (Byte)	1448
ヘッダサイズ d_{head} (Byte)	52
ACK セグメントサイズ d_{ack} (Byte)	52
カプセル化による増加分 d_{cap} (Byte)	46

3.3.1 下りの帯域を変化させた場合

図 3.5 に下りの帯域を 512 Kbps、1024 Kbps、2048 Kbps と変化させたときのシミュレーション結果と評価値を示す。図 3.5 より評価値とシミュレーション結果の値がほぼ一致し、評価式の精度が高いことが分かる。また、下りの帯域の変化にほぼ比例したスループットが得られていることが分かる。

3.3.2 上りの帯域を変化させた場合

図 3.6 に上り帯域を 16 Kbps、32 Kbps、64 Kbps と変化させたときのシミュレーション結果と評価値を示す。図 3.6 より、上り帯域が狭くなると著しくスループットが低下していることが分かる。特に上りの帯域が 16 Kbps のときは、上りの帯域が 64 Kbps のときの 1/4 程度までスループットが低下している。これは、上り帯域が狭いこと、カプセル化による ACK セグメントの増大が原因であると考えられる。つまり、この 2 つの要因によって送信側に届く ACK セグメントの数が著しく低下し、送信側が ACK セグ

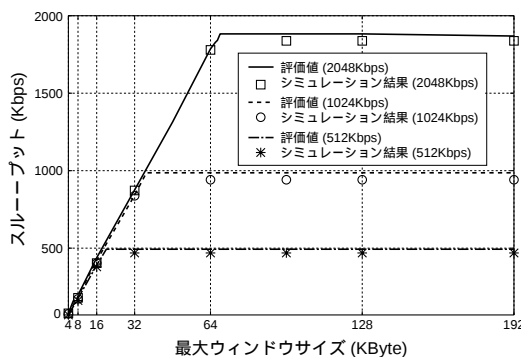


図 3.5. 下りの帯域を変化させたときのスループットの変化

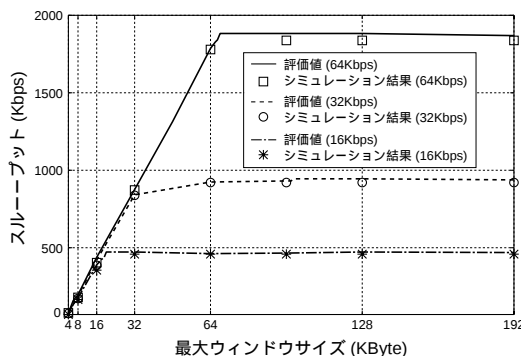


図 3.6. 上りの帯域を変化させたときのスループットの変化

メントを待っている状態になっていると考えられる。その結果、著しくスループットが低下している。これより、上りの帯域が極端に狭いと、上りは ACK のみが送られるとはいえ、スループットを低下させる要因となることがわかる。よって、上り回線においても十分な帯域を確保する必要がある。

3.3.3 上りの伝搬遅延を変化させた場合

図 3.7 に、上りと下りの帯域を共に固定し、上りの伝搬遅延のみを 50 msec、100 msec、150 msec と変化させたときのシミュレーション結果と評価値を示す。上りの伝搬遅延が大きくなるに従って、ACK セグメントが Feed に到着するのが遅くなる。この ACK セグメントの遅れがウィンドウサイズの効率的な増加を妨げ、最大ウィンドウサイズが 4、8、16、32、64、96 KByte のとき、スループットを低下させる原因となっている。

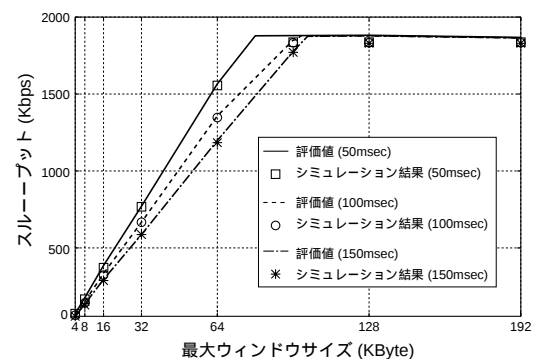


図 3.7. 上りの伝搬遅延を変化させたときのスループット

3.4 おわりに

本研究では、文献 [66] の非対称ネットワークのスループットの評価式を拡張し、Uni-directional Link Routing 方式におけるスループットの評価式を導出した。そしてシミュレーションによる評価を行った結果、本研究で導出した評価式はほぼシミュレーション結果と一致し、評価式の精度が高いことが分かった。また、UDLR 方式において上り回線の帯域の変化がスループットに与える影響が大きいことが分かった。

今後の課題としては、実ネットワークでの実験結果との比較により今回導出した評価式の精度を確認することや、UDLR 方式におけるマルチキャストを考慮したスループットの評価式の導出とその評価を

- 第 8 部 衛星通信によるネットワーク構築実験

行うことなどが挙げられる。