

静岡大学 博士論文

第4世代移動通信環境における
インターネットプロトコル制御技術に関する研究

平成14年12月

大学院理工学研究科

設計科学専攻

尾上裕子

論文要旨

本論文は、第 4 世代移動通信環境が複数の異種方式無線ネットワークを統合化したものであることを前提に、従来それぞれ独立に設計・開発されてきた移動通信網と有線インターネット上の TCP/IP プロトコル群およびマルチメディア通信プロトコルを協調的かつ有機的に動作させ、両者の親和性の向上を目的とする。このため、第 4 世代移動通信環境向け TCP/IP 通信プロトコル技術、マルチメディア通信プロトコル技術、システム開発評価システム技術における通信制御方式を提案し、設計・実装・評価を行う。

はじめに、第 4 世代移動通信環境向け TCP/IP 通信プロトコル技術に関して、データリンクで保持する無線リンクの状態に関する情報(電波強度や転送速度など)をネットワークレイヤ以上に透過とするための無線リンク状態管理アーキテクチャを提案する。無線リンク状態管理アーキテクチャは、上位の TCP/IP レイヤに無線リンクの状態変化を通知し、TCP/IP プロトコル制御の契機とするためのアーキテクチャである。本アーキテクチャの基本方針とレイヤリングモデルを示し、移動 IP アーキテクチャとの協調制御としての高速 IP 制御方式を提案する。次に、移動管理エージェントプリフェッチ機能と移動管理エージェント切り替え機能、TCP 広告ウィンドウ制御の詳細と各制御エンティティのプロトコルレイヤ処理を示し、最後にシミュレーションにより TCP 通信スループットの適用効果を評価する。

また、移動用 TCP 制御方式については、既存の移動 IP ネットワークでの経路制御においてハンドオーバー時に一時的に二重経路が発生し、TCP のシーケンス番号順序逆転問題が発生する事象について分析する。この分析結果に基づき、ハンドオーバー時に一時的に TCP の確認応答を遅延させる動的遅延 ACK 制御方式を提案する。さらに、ネットワークシミュレータ ns-2 を用いて提案方式を実装し、受信シーケンス番号変化と平均通信スループットとその時間変化、タイマ処理のための設定値によるパケットロス発生時のスループットの観点から評価する。最後に、本方式を実現する上での実装コストと複雑さ、ACK 遅延のためのタイマ規定方法について考察する。

次に、第 4 世代移動通信環境向けマルチメディア通信プロトコル技術に関してはモバイル QoS フレームワークにおいて、モビリティ拡張を施したセッション制御方式と中継ノードからのネットワーク情報を活用したストリーミングサーバでのレート制御方式を提案する。モビリティ拡張セ

セッション制御方式では、在圏・圏外などのワイヤレスネットワーク環境の特性を考慮したマルチメディアセッション制御を行う。モビリティ拡張セッション制御主体の構成、本機能のために導入した二つのタイマ(アクティビティタイマ、自動再生タイマ)を示す。さらに、対象となる圏外の流出状況、流出要因、流出時間の三点から適用領域を明確化し、制御処理を規定する。設計および実際に現在試作中のモバイル QoS システム上に実装し、無線 LAN(IEEE802.11 b)を用いて評価する。

また、ストリーミング配信サーバにおけるレート制御方式については、エンドツーエンド型の受信状況と通信網からの無線リンクの状態を含むネットワーク情報の両者を併用したレート制御方式を提案する。本方式では、移動通信状態を含むネットワーク情報の提供機能と、取得されたネットワーク情報の通信プロトコル毎の制御パケットへの変換機能を提供する。両機能を提供するエージェントとネットワーク情報併用レート制御方式を適用したストリーミングサーバを試作し、IMT-2000 シミュレータ装置を介してストリーミング配信実験を実施し、基本特性として平均パケットロス数、帯域変動追従性、さらにレート制御以外のモビリティ管理に必須の他の制御との関連性において評価する。

次に、第 4 世代移動通信環境向けシステム開発評価システム技術に関しては、無線区間を含めたモバイルインターネット環境全体で総合的にシミュレーションを実施するシステム開発評価環境を実現する。このため、無線シミュレータ連携方式を提案する。本連携方式の連携システム構成と処理の流れ、交換メッセージフォーマット定義を示す。さらに、無線データリンクプロトコル RLC(Radio Link Control)ソフトウェアシミュレータを用いて適用方式を実装し、既存シミュレータへの拡張部分となる開発規模において評価する。

最後に、本研究の成果をまとめ、今後の課題について述べる。

目次

第 1 章	序論	1
1.1	研究の背景とその目的	1
1.2	従来の研究の概観	3
1.3	研究の特長	7
1.4	論文の構成	7
第 2 章	第 4 世代移動通信環境向け TCP/IP 通信プロトコル技術	10
2.1	まえがき	10
2.2	無線リンク状態管理アーキテクチャ	11
2.2.1	アーキテクチャ	11
2.2.2	移動 IP アーキテクチャ	12
2.2.3	制御処理	13
2.3	高速 IP 制御方式	16
2.3.1	IP 制御方式	16
2.3.2	設計および実装	17
2.3.3	評価	20
2.4	移動用 TCP 制御方式	28
2.4.1	課題	28
2.4.2	TCP 制御方式	32
2.4.3	設計および実装	33
2.4.4	評価	38
2.5	あとがき	46
第 3 章	第 4 世代移動通信環境向けマルチメディア通信プロトコル	48
3.1	まえがき	48
3.2	モバイル拡張セッション制御方式	48
3.2.1	制御方式	48
3.2.2	設計および実装	60
3.2.3	評価	62
3.3	モバイル向けレート制御方式	62
3.3.1	課題	62
3.3.2	制御方式	64
3.3.3	設計と実装	72

3.3.4. 評価	74
3.4. あとがき	83
第 4 章 第 4 世代移動通信環境向けシステム開発評価システム技術	85
4.1. まえがき	85
4.2. 制御方式	86
4.2.1. 連携方式	86
4.2.2. 連携システム構成と処理の流れ	87
4.2.3. 交換メッセージ	91
4.2.4. 状態遷移	92
4.2.5. 処理シーケンス	93
4.3. 設計と実装	96
4.3.1. 設計プロトコル概要	97
4.3.2. 処理シーケンス	98
4.4. 適用評価	100
4.5. あとがき	104
第 5 章 結 論	105
謝 辞 107	
参考文献 108	
筆者発表論文	117

第 1 章

序 論

1.1 研究の背景とその目的

現在、移動通信分野においては移動通信網の高速化、広帯域化が急速に進行しており、IMT-2000(International Telecommunications 2000[5][8][9])や MMAC(Multimedia Mobile Access Communication System[16])、無線 LAN[14][15]などの高速移動通信技術が確立されつつある。IMT-2000 では高速通信パケットサービスで 384Kbps、MMAC では 5GHz 帯で 20 から 25Mbps、無線 LAN では IEEE802.11a で 50Mbps を提供している。さらに、IMT-2000 の発展・高度化の検討も開始されており[3][6]、高速パケット伝送を目指した HSDPA(High-Speed Downlink Packet Access)では 8Mbps を提供すると共に、共有資源割り当てやハイブリッド ARQ(Auto Repeat Request)のような高機能化が図られている。このように第 3 世代移動通信網において各アクセス網の高速化が図られる中、第 4 世代の移動通信網においてはこれらの方式の異なる移動通信網が相互に密接に接続し合い、より高度なモバイル情報通信基盤を構築する。

同時に、高速モバイルアクセスを利用したモバイルインターネットアプリケーションが急速に普及してきている。特にモバイルサービスアプリケーションに関しては、従来有線網の広域インターネット環境において技術の確立と普及が行われた TCP/IP をはじめとするインターネット通信プロトコルが適用される。携帯端末の CPU 能力やメモリ量などの増大が図られるにつれて、これらモバイルアクセスを利用したエンドツーエンド型のサービスアプリケーションについても、多種多様化が加速されることが予想される[7][13]。

このように高速化される移動通信網と多様化するインターネットアプリケーションに関しては、これまでそれぞれが独立に設計、開発されてきた。そのため、モバイル環境適用時には通信プロトコルやサービスアプリケーションでの制御の効果を十分に発揮できないケースが多かった。これは一つには、これまでのインターネットアプリケーションやインターネット通信プロトコル群は有線のインターネットをターゲットとして設計・開発されており、モバイル通信環境に特有の性質を考慮していないことによる。しかし、第 4 世代移動通信網においては、移動通信網技術と IP 技術とが相互に融合し、新世代高速移動網と次世代インターネット技術との親和性が図られ、

移動網における IP マルチメディアサービスの提供が重要となるであろう。

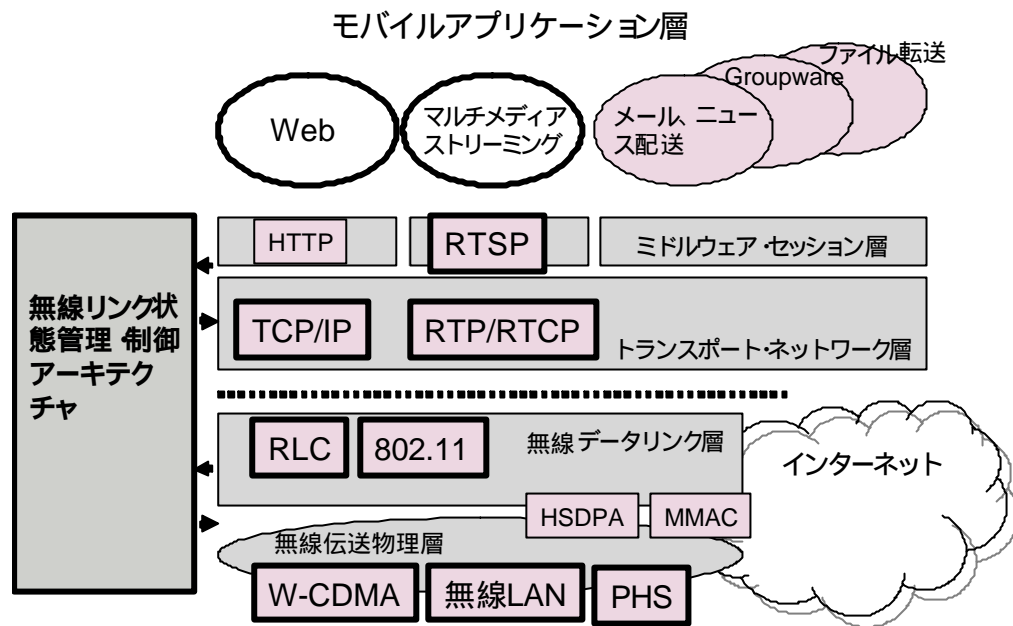


図 1.1: 本研究の基本アーキテクチャ

ここで、本研究の基本となるアーキテクチャを図 1.1 に示す。モバイルコンピューティング環境の基盤となる通信プラットフォームアーキテクチャとして、主に無線伝送物理層、無線データリンクプロトコル層、ネットワーク・トランスポート層、ミドルウェア・セッション層、モバイルサービスアプリケーション層から構成される。さらにモバイルサービスアプリケーションとしては、Web、マルチメディアストリーミング配信、メール・ニュース配送、ファイル転送、各種グループウェアが挙げられる。このうち本研究では、現状インターネットトラフィックの約 9 割を Web アプリケーションが占めていること、また高速化・高度化するであろう第 4 世代移動通信網上では映像・音楽を中心とするマルチメディア通信が有望となることから、これら 2 つを研究ターゲットアプリケーションに設定する。このとき、ネットワーク・トランスポート層部分には TCP/IP、RTP/RTCP が相当するが、現在これらの通信プロトコル群と無線リンクを含む通信網が独立に機能しており、そのため通信性能が低下するという問題を抱えている。そこで本研究では、ネットワークアーキテクチャにおける無線リンク層と上位のネットワーク・トランスポート層間の連携のためのフレームワークとして無線状態管理アーキテクチャを導入する。この無線状態管理アーキテクチャは、第 4 世代網、IMT-2000、無線 LAN 網などの無線リンクの状態を管理し、状態の変化

やリンク特性を上位のネットワーク・トランスポート層やミドルウェア層に通知し、これらの制御やふるまいを変化させる契機となる。これにより、移動通信網と通信プロトコル間の垂直統合を行い、通信効率、機能性向上を目指す。

このような背景のもとに、モバイル情報通信基盤の構築に関して、下記 3 点の技術を確立することが本研究の目的である。

- (1) 第 4 世代移動通信環境向け TCP/IP 通信プロトコル技術の確立
- (2) 第 4 世代移動通信環境向けマルチメディア通信プロトコル技術の確立
- (3) 第 4 世代移動通信環境向けシステム開発評価方式の確立

1.2 従来の研究の概観

- (1) 第 4 世代移動通信環境向け TCP/IP 通信プロトコル技術の確立

新しい移動用 IP 制御技術[33][34]を第 4 世代の移動通信網に適用するためには、これまでの IP 技術を移動網の網構成や無線リンクの特性を考慮した上で、新しい課題について検討、評価する必要がある。例えば、インターネット標準化のための仕様の設計・開発などの作業を行う IETF(Internet Engineering Task Force)で検討中の Mobile IP[17][18][19]を、電話網のような階層的なネットワーク構造において動作させようとする試みがある。このようなマイクロモビリティ[25]と呼ばれる IP 移動制御技術と検討すべき課題を表 1.1 に示す。

表 1.1: IP 移動制御技術

アーキテクチャ	利点	欠点
Mobile IPv4[20][22]	移動中の通信継続性、汎用的な IP 技術の拡張	ホームエージェント経由の冗長ルーティング、トンネリングのオーバーヘッド
HIP[26]	移動登録時のオーバーヘッド削減、最短経路の形成	トンネリング回数大
CellularIP[23]	最短経路の形成、訪問先アドレス不要、セミハンドオフ機能によるパケットロス回避、プライベートアドレス利用可能	ルータの経路エントリ大、ドメイン内通信時の冗長パス
HAWAII[24]	最短経路の形成、Mobile IPv4 メッセージの使用、複数基地局との通信可能性考慮、スムーズハンドオフ機能によるパケットロス回避、網側でのルーティングキャッシュの制御の提供	ルータの経路エントリ大、ドメイン内通信時の冗長パス
Mobile IPv6[27][31][32]	次世代 IP 使用(アドレス枯渇、ステートレス自動アドレス設定、拡張ヘッダ)、訪問先エージェント(FA)不要	IP ヘッダサイズ大、ハンドオーバー時のパケットロス発生、移動登録時のオーバーヘッド大
HIPv6[27]	移動登録時のオーバーヘッド削減、スムーズハンドオフ機能	トンネリング回数大

表 1.1 に示すように、特にワイヤレス網内のマイクロモビリティをターゲットとしたモバイル IP 用アーキテクチャが多く提案されている。しかし、それぞれの方式に利点と欠点があること、

また網間のローミングを可能にする必要性などから、基本的にはマクロモビリティとして Mobile IPv6 のサポートが考えられる。そこで本研究では、Mobile IP を IP 移動管理制御主体とする。その上でのターゲットモバイルサービスアプリケーションとしては、近年急速に普及し、さらに今後もトラフィックが増大すると予想される Web ブラウジングと e-mail を取り上げる。また、VoD(Video-on-Demand)のようなマルチメディアストリーミング配信に関しても携帯端末上でのサービスが開始され、需要の伸びが期待される。Java 搭載型の携帯端末では、ゲームや DTP(Desk Top Publishing)などのアプリケーションが実行されている。これらのアプリケーションを効率的にサポートするために、移動通信環境を考慮した TCP/IP プロトコル制御が必要となる。しかしながらこれらの方式では、現状では無線リンクレベルとより上位の TCP/IP レベルが独立に動作しており、無線リンク状態の考慮や無線リンクの特徴を生かした制御などが行われていない。その結果、一時的なルーティング誤りやパケットロスが生じ、さらにスループット低下につながる。このため本研究では、無線リンクと TCP/IP プロトコルレベルの協調制御について検討する必要がある。

(2) 第 4 世代移動通信環境向けマルチメディア通信プロトコル技術の確立

マルチメディア配信技術に関する研究動向として論文[57]では、分散マルチメディアシステム全般の QoS サポートについての総論が述べられており、QoS 制御のメカニズムとそれを取り巻く QoS フレームワークが示されている。さらにこれまで開発された 10 のマルチメディアシステム [66][68][69][70]を、QoS 制御機能の統合化・役割分担性・透過性・実時間性とパフォーマンスの点から評価している。しかし、ワイヤレスネットワーク環境においては有線網とネットワーク特性が大きく異なるため、モビリティの観点から QoS フレームワークを捉えなおす必要がある[67]。このため、まずモバイル環境に特化した QoS フレームワークの記述を行い、モバイル QoS のための統一的なインタフェースを定義し、QoS の構成法について議論した[82][83][84]。さらに、ワイヤレス環境に特徴的な回線の瞬断や基地局ハンドオーバーなどを考慮した動的な QoS 変化への適応が重要であると論じた[86]。

次に、モバイルマルチメディアに関する標準化動向としては、3GPP においてエンドツーエンドマルチメディアサービスを会話、ストリーミング、インタラクティブ、バックグラウンドの 4 つの QoS クラスに分類している[58][58]。その上で、ベアラサービスに必要な基本的サービス機能

と共通化されたアプリケーションインタフェース、ユーザ端末上の実行環境などについて標準化を行っている[61][62]。これらの標準化動向を踏まえ、本研究では今後需要が高まることが予想されるモバイル映像配信をサービスターゲットとした。この映像配信をダウンロード型で無くストリーミング型とすることにより、移動機上での記憶容量に負荷をかけることなくユーザの待ち時間が小さい一方、ある程度のリアルタイム性が要求される。このため通信プロトコルについては、連続メディアのストリーミング配信を RTP(Realtime Transport Protocol) [53]/UDP/IP 上で行い、ストリーミングセッション制御のプロトコルには RTSP(Realtime Transport Session Protocol)[54][55]を適用する。また、メディア符号化技術としては、MPEG-4 AAC(Advanced Audio Coding)(音楽)、MPEG-4(映像)などをサポートし、RTP ペイロードフォーマットは IETF の規定に従うこととした。現在 IETF では、RTP の仕様の検討と MPEG-4[71][72][73]や AMR を始めとした各メディアのペイロードフォーマットの決定作業が進められている[56]。さらに、これらのインターネット標準となる通信プロトコルの利用に加え、移動透過性を QoS システム全体で満足するような仕組みが必要となる[63][64][65]。そこで本研究では、モビリティ拡張を施したセッション制御プロトコルとしての mRTSP を提案した[85]。本プロトコルにより、モバイル固有の在圏・圏外に対してセッションを一時的にサスペンド・レジュームする機構をシステムに取り込んだ。また、ユーザの好みやコンテンツの種別に応じて QoS 制御の仕方を変更することも可能である[86]。

ここで、これら既存の研究はサーバ - クライアント間のエンドツーエンドのネットワーク状況を常に把握し、QoS 制御を行っている。一方、ネットワーク上の中継ノードからの通知により QoS 制御を行う方法も議論されているが、移動網の特性を考慮していない。

(3) 第 4 世代移動通信環境向けシステム開発評価方式の確立

現在 2001 年 10 月より商用サービスを開始している IMT-2000[90]をはじめとして、従来の PDC, PDC-P, PHS 網、無線 LAN 網など、無線通信方式の異なる移動ネットワークが複数共存し、モバイルアプリケーションサービスの基盤ネットワークを担っている。このような移動通信網の現状を踏まえて網設計や開発コストを効率化するには、システム全体で設計代替案やトラヒック予測、方式評価を行うことが望まれる。最近では、フィールド試験などの実試験と同時にシミュレーションによってこれらを実施することが多く見られるようになり、その有効性も確認されてきた。

このようなシステムシミュレーションにおいては、シミュレーションモデル自体の設計・開発コストも増大しており、並列化、視覚化、階層化などのシミュレーション方法自体の効率化技術が重要課題になっている[91][92][93]。さらにこれまで無線網・移動網とTCP/IPをはじめとするインターネットプロトコルは独立に試験環境が整備されてきたため、両者を統合した大規模モバイルインターネットシミュレーション環境を実現することが課題となる。

1.3 研究の特長

本研究では、第4世代移動通信網が複数の異種方式ワイヤレスネットワークを統合化したものであることを前提に、従来それぞれ独立に設計・開発されてきた移動網ネットワークと有線インターネット上のTCP/IPプロトコル群およびマルチメディア通信プロトコルを協調的かつ有機的に動作させ、両者の親和性を図ったものである。

1.4 論文の構成

本論文は、全5章からなる。

第1章は序論で、研究の背景及び目標、これまでの研究の概観と本研究の位置及び特徴について述べた。

第2章では、第4世代移動通信環境向けTCP/IP通信プロトコル技術について述べる。

データリンクで保持する無線リンクの状態に関する情報(電波強度や転送速度など)をネットワークレイヤ以上に透過とするための無線リンク状態管理アーキテクチャについて述べる。無線リンク状態管理アーキテクチャは、無線リンクの状態により上位のTCP/IPレイヤに状態変化を通知し、TCP/IPプロトコル制御の契機とするためのアーキテクチャである。まず、本アーキテクチャの基本方針とレイヤリングモデルについて述べる。次に、移動IPアーキテクチャへのインパクトと動作例について述べる。また、移動管理エージェントプリフェッチ機能と移動管理エージェント切り替え機能、TCP広告ウィンドウ制御の詳細と各制御エンティティのプロトコルレイヤ処理について説明する。評価として、TCPスループットの時間変化と考察について述べる。

移動用TCP制御方式については、既存の移動IPネットワークでの経路制御において、ハンドオーバー時に一時的に二重経路が発生し、TCPのシーケンス番号順序逆転問題が発生する事象について分析する。この分析結果に基づき、ハンドオーバー時に一時的にTCPの確認応答を遅らせて送

信する動的遅延 ACK 制御方式を提案する。さらに、ネットワークシミュレータ ns-2[35]を用いたシミュレーションにより、受信シーケンス番号変化と平均通信スループットとその時間変化、タイマ処理のための設定値によるパケットロス発生時のスループットの観点から評価結果と考察について述べる。最後に、本方式を実現する上での実装コストと複雑さ、ACK 遅延のためのタイマ規定方法について述べる。

第 3 章では、第 4 世代移動通信環境向けマルチメディア通信プロトコル技術について述べる。

本章では、モバイルマルチメディア通信分野において、特にモビリティ拡張を施したセッション制御と、中継ノードからのネットワーク情報を活用したストリーミングサーバでのレート制御の二点について述べる。

まず、インターネット標準におけるセッション制御プロトコルとして広く用いられている RTSP[54]を使用し、その上でモビリティ拡張を施す。このモビリティ拡張機能では、在圏・圏外など特にワイヤレスネットワーク環境の特性を考慮したマルチメディアセッション制御を行う。モビリティ拡張セッション制御主体の構成や、本機能のために導入した二つのタイマ(アクティビティタイマ、自動再生タイマ)を示す。さらに、今回特に対象とする圏外の流出状況、流出要因、流出時間の三点から適用領域を明確化し、制御処理を規定する。設計および実際に現在試作中のモバイル QoS システム上での実装について述べる。最後に、無線 LAN(IEEE802.11 b)を用いた適用評価結果を示す。

次に、ストリーミング配信サーバにおけるレート制御について、エンドツーエンド型の受信状況と通信網からの無線リンクの状態を含むネットワーク情報の両者を併用したレート制御方式を提案する。本方式では、移動通信状態を含むネットワーク情報の提供機能と、取得されたネットワーク情報の通信プロトコル毎の制御パケットへの変換機能を提供する。両機能を提供するエージェントとネットワーク情報併用レート制御方式を適用したストリーミングサーバを試作し、IMT-2000 シミュレータ装置を介してストリーミング配信実験を行った。本評価において、基本特性として平均パケットロス数、帯域変動追従性、さらにレート制御以外のモビリティ管理に必須の他の制御との関連性における評価結果について述べる。

第 4 章では、第 4 世代移動通信環境向けシステム開発評価システム技術について述べる。

モバイルインターネットシステム評価環境として、無線区間を含めたモバイルインターネット環境全体で総合的にシミュレーションを実施する環境が不十分である。このため、モバイルインターネットシステム評価ツールとして、広域ネットワークシミュレータと無線区間シミュレータを連携させることにより、効率的な大規模モバイルネットワーク環境でのシミュレーション環境を実現する。複数シミュレータ連携方式における連携システム構成と処理の流れ、交換メッセージフォーマット定義について説明する。さらに、設計と実装においては、無線区間シミュレータとして OPNET[101]上での W-CDMA[2]の無線データリンクプロトコル RLC(Radio Link Control)[99]ソフトウェアシミュレータを使用し[87]、広域インターネットシミュレータ ns-2 との連携処理を実現する。最後に、既存シミュレータへの拡張部分となる開発規模における適用評価を示す。

第 5 章では、結論として、本研究の成果をまとめ、今後に残された課題について述べる。

第 2 章

第 4 世代移動通信環境向け TCP/IP 通信プロトコル技術

2.1. まえがき

第 4 世代移動通信網では、帯域の大容量化に伴ってスループットが増加する一方、セルの領域が小さくなりセル数も増えると予想される。このとき移動端末(MH: Mobile Host)は、効率的にセルを切替えながら移動していかななくてはならない。さらにこの間、通信の継続性が重要となる。ここで(1)効率的な IP ベースのハンドオーバーを提供すること、さらに(2)ネットワーク特性の異なるセルを柔軟に切替え可能とすることが課題となる[22][29]。これに対し現状では、無線リンクとより上位レイヤの TCP/IP プロトコルが独立に動作していることが問題点として挙げられる。例えば、Mobile IP エージェント切替えは、訪問先エージェントが定期的に発行するエージェント広告に頼っている。基地局のハンドオーバーが起こっても IP ベースの移動制御処理が直ちに行われていず、移動端末へのパケットが無駄に廃棄される。また、ワイヤレス環境で TCP/IP 通信を行う場合、移動端末の移動やフェージング、電波障害などのさまざまな要因により回線品質が変化し、その結果有線のネットワーク環境よりもパケットロスが生じやすい[46][47]。このようにトランスポートレイヤでの問題としては、無線リンクの状況悪化を原因とするパケットロスに対し、TCP のウィンドウ制御においては輻輳と解釈して輻輳ウィンドウを縮小し、その結果通信効率を低下させるということが挙げられる[47][52]。例えば、IEEE802.11 を用いた階層的ネットワーク構造において、移動端末がハンドオーバーを実行しながら ftp 通信を継続するケースのシミュレーション結果を図 2.1 に示す。40 秒、60 秒、80 秒付近は、基地局ハンドオーバーにより通信スループット、輻輳ウィンドウサイズともに低下している。ここで図 2.1 から明らかなように、基地局切り替え後は通信開始時と比較してスループットがすぐには回復していない(通信開始時は、平均 160KBytes/sec)。本シミュレーション結果では、最初の切り替えで輻輳回避フェーズの閾値(sssthresh[40])が最小値に設定され、新規の通信路の確立後はすぐに輻輳回避フェーズに入る。このとき、送信ノードから受信ノードまでの各パスの遅延時間をあらかじめ 50msec と設定している。そのため、RTT が大きいと輻輳ウィンドウサイズが最初値から上昇していくのに時間がかかっ

てしまう。理論値でも、RTT が 400msec でスループットが回復(160KBytes)するまで 24.0sec , 500msec で 38.0sec、最後の 600msec で 54.6sec もかかる。このように、無線リンクのように低速高遅延環境では、ハンドオーバーや電波障害などにより一旦輻輳ウィンドウサイズが縮小してしまふと、スループット回復にかなり時間がかかる。このように、低速高遅延であることが知られているワイヤレス環境では、一旦輻輳ウィンドウが低下すると、電波強度は回復しても TCP の通信スループットの回復に時間がかかり、その結果通信効率が低下する。

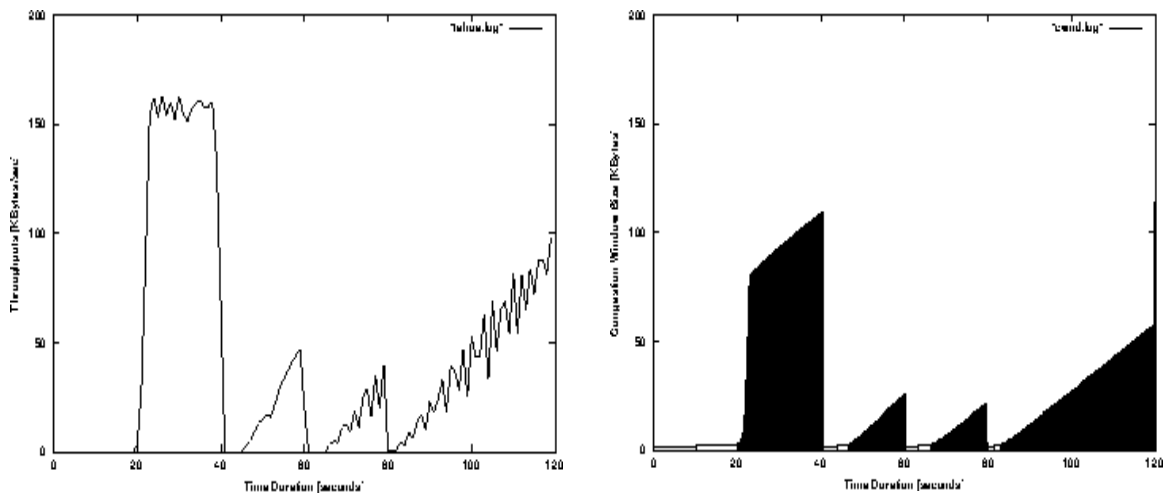


図 2.1: TCP 通信スループットと輻輳ウィンドウサイズの時間変化

2.2. 無線リンク状態管理アーキテクチャ

無線リンク状態管理アーキテクチャは、無線リンクと TCP/IP プロトコル群の独立性に起因する問題に対処するため、無線リンクの状態により上位の TCP/IP レイヤに状態変化を通知し、TCP/IP プロトコル制御の契機とするためのアーキテクチャである。次節に、基本方針とレイヤリングモデル(図 2.2)について述べる。また、移動 IP ネットワークへのインパクトと動作例について述べ、最後に詳細設計と機能について述べる。

2.2.1. アーキテクチャ

本アーキテクチャでは、無線リンク状態を管理するための無線リンク状態通知機能および制御機能を提供する。このため、SNR(Signal-to-Noise Ratio)やリンク帯域などの基地局情報を上位

のネットワークおよびトランスポートレイヤに透過とする。例えば、データリンクレイヤでの基地局ハンドオーバーをネットワークレイヤに通知し、新規アドレス割り当て処理や Mobile IP の移動管理エージェント切り替え処理などを行う。また、電波強度の弱い基地局に対しても移動管理エージェント要求メッセージを送信し、基地局ハンドオーバーと同時に位置登録要求処理を開始できるよう、あらかじめ移動管理エージェントや新規割り当てアドレス情報を保持しておく。

一方、トランスポートレイヤでは、基地局から離れる、電波障害やフェージングなどの原因による電波状況の悪化により、広告ウィンドウサイズを変化させ一時的に TCP 通信を停止するなどのフロー制御を行う。本制御により、パケットロスとそれによるスループット低下を回避できるとともに、転送品質の悪化やトラヒック輻輳に応じた多様なモビリティ制御が提供可能となる。

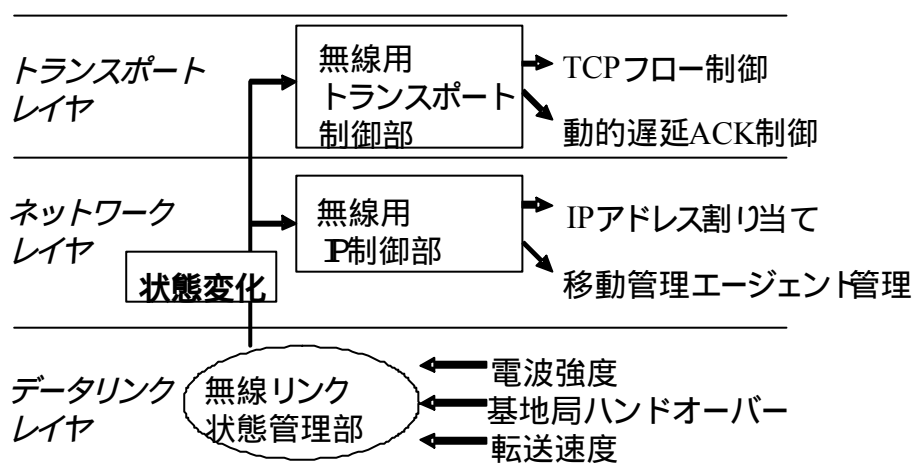


図 2.2:無線リンク状態管理に関するレイヤリングモデル

2.2.2. 移動 IP アーキテクチャ

現在の移動 IP アーキテクチャでは、基地局のハンドオーバー後直ちに移動ホストが移動管理エージェントを切り替えないため、実時間 IP ベースハンドオーバーが困難である。現状では、移動ホストが定期的にリンク上に送信される移動管理エージェント広告を受信して初めてネットワークを移動したことを認識する。これに対し、本研究が提案する無線リンク状態管理の移動 IP アーキテクチャへの効果を以下に示す。

(1) 基地局ハンドオーバーの応答として活性化された移動管理エージェントを切り替えることにより、広告を頻繁に送信してネットワーク資源を無駄に浪費することなく、高速 IP ベースハンドオーバーが実現できる。また、上り経路が下り経路と異なる場合でさえも、移動先管理エージェントの無線リンクアドレスを予め保持することができる。このように、移動管理エージェントに移動ホストの正確な位置を通知することにより、経路ミスやパケットロス、通信スループット低下を回避できる。

(2) TCP、RTP などの上位トランスポートレイヤに制限されることなく IP レベルの管理エージェントを切り替えることは、無線リンクの変化やリンクの通信品質の変動を隠蔽できる。また、基地局ハンドオーバーがトランスポートレイヤに及ぼす影響を最小化可能である。

(3) 移動ホストが無線セルの境界部分に位置する場合、移動ホストは基地局を頻繁に切り替えることになる。このとき、無線リンク状態管理により、移動ホストは無線セルに戻る度移動管理エージェントリストを要求することなく保持するリストを切り替えることで、現移動管理エージェントを活性化することが可能となる。

(4) 無線リンク状態管理を用いた TCP 広告ウィンドウ制御では、パケットロス無しで TCP 輻輳ウィンドウサイズを一時的に縮小するため、通信スループットが迅速に回復する。本制御では、IP ベースハンドオーバー時に一時的に通信を停止させ、パケットロスを回避する。さらに、移動ホストと基地局との協調制御により、エンドツーエンドのサーバの制御遅延を補償できる。また、基地局バッファリングの影響として、通信断の電波強度閾値を最小化することも可能となる。

2.2.3. 制御処理

ここでの移動管理エージェントとは、Mobile IP ではホームエージェントや訪問先エージェントとして定義される[17]。移動管理エージェントは、移動ホストの現在置や登録された移動ホストに対する経路サービスを提供する。移動管理エージェントは管理ドメイン内、例えば基地局ノードに位置し、管理エリアに訪れた移動ホストの移動管理エージェント登録やパケット転送を提供する。

図 2.3 は、無線リンク状態管理アーキテクチャ適用時の移動管理エージェントプリフェッチ機

能の動作を示す。移動ホスト(MH)は基地局 1(BS1)と通信中、基地局 2(BS2)へ移動している。ここで、MH は BS2 から初めてビーコンを受信すると、BS2 の移動管理エージェントリストが無いことを契機に BS2 の電波強度が未だ弱いにもかかわらず BS2 に移動管理エージェント要求を送信する。訪問先エージェント 2(FA2)は移動管理エージェント広告を送信し、MH は FA2 の移動管理エージェントリストを保持する。

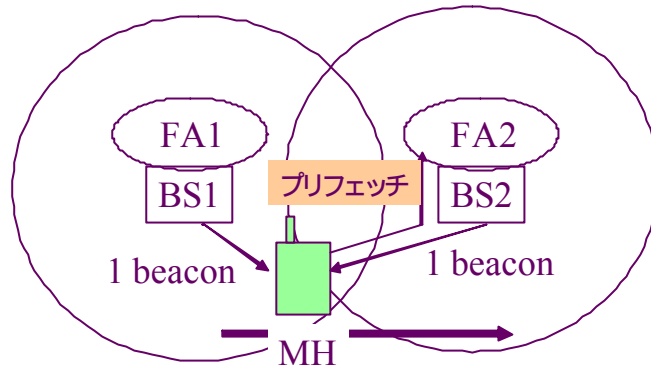


図 2.3:移動管理エージェントプリフェッチ機能(ケース 1)

次に図 2.4 に示すように基地局ハンドオーバーが発生すると、移動管理エージェントプリフェッチ機能によりあらかじめ保持された移動管理エージェントリストを用いて移動登録要求(Reg)を即座に転送する。それゆえ、ホームエージェント(HA)はMHの新しい位置を即座に認識し、正確にパケットを転送することができる。

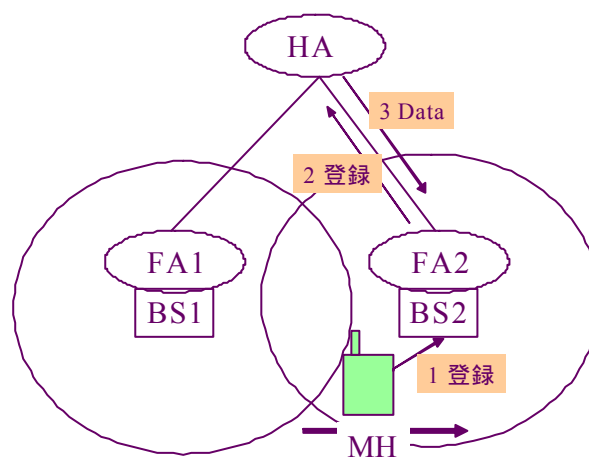


図 2.4:移動管理エージェント切り替え機能(ケース 2)

次に、図 2.5 に示すように BS1 から電波強度が弱くなると、広告ウィンドウサイズの値を 0 に設定した TCP の ACK パケットがサーバに送信され、データ通信が一時的に停止する。ハンドオー

パー発生後は、新しい基地局(BS2)を介して TCP 通信が再開するように通常の広告ウィンドウサイズを指定した ACK を送信する。

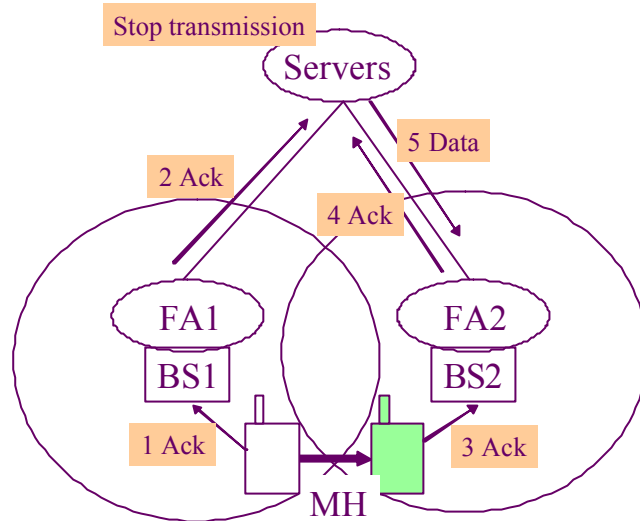


図 2.5: TCP 広告ウィンドウ制御(ケース 3)

さらに、図 2.6 に示すように移動ホストの電波強度が低下したら、TCP データを基地局で一時的にバッファリングする。もし電波強度が回復したら、基地局はバッファリングデータの転送を再開する。一方、もし電波強度が弱い状態が一定期間続いたら、広告ウィンドウサイズを 0 に設定した ACK が基地局から TCP 送信ノードに転送され、データ通信が一時的に停止する。ハンドオーバー後は、Mobile IP のバインディング更新機能により、移動先移動管理エージェントにバッファがトンネリング転送される。

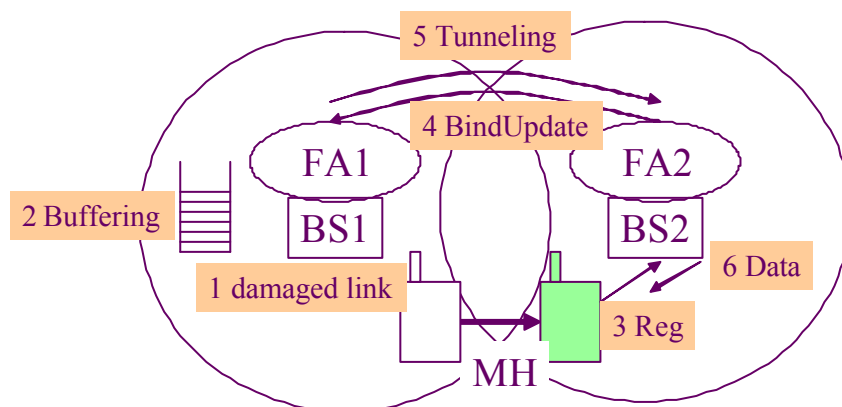


図 2.6: 基地局の TCP 広告ウィンドウ制御

2.3. 高速 IP 制御方式

2.3.1. IP 制御方式

2.2 章で提案する無線リンク状態管理アーキテクチャに基づく高速 IP 制御方式において、無線リンク状態管理機能の詳細と各制御エンティティとの関連をプロトコルレイヤを考慮して述べる。

図 2.7 に示すように、無線リンク状態管理機能は各制御エンティティにおいて実現する。

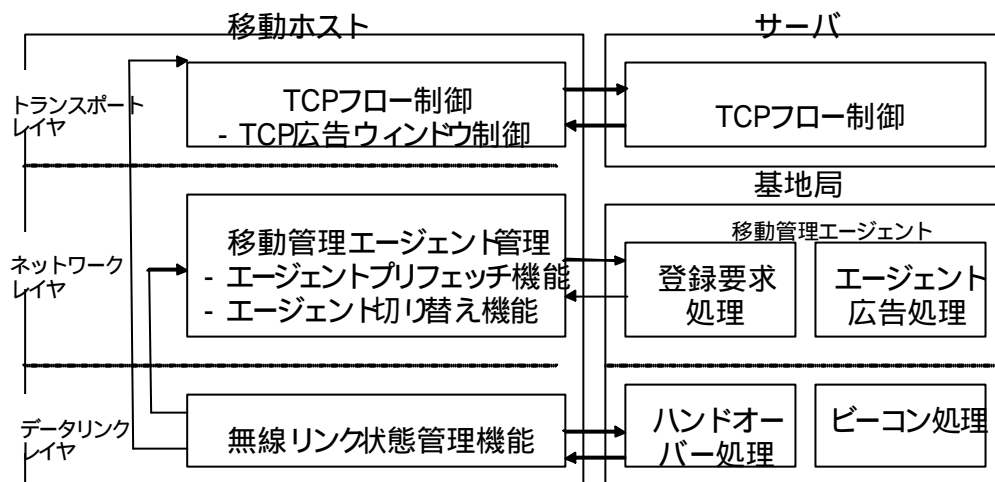


図 2.7: 移動ホスト、基地局、サーバの機能構成図

- ・ 移動管理エージェントプリフェッチ機能

移動ホストが新たに認識した基地局からビーコンを受信して基地局リストを更新すると、移動ホストの移動管理エージェント制御部から移動管理エージェントに対してエージェント要求が送信される。移動管理エージェントはエージェント広告を応答すると、移動ホストはエージェントリストとして保持する。このように、移動ホストの移動制御部は移動管理エージェントリストを有効期限内保持する。

- ・ 移動管理エージェント切り替え機能

移動ホストの移動管理エージェント制御部では、無線リンク状態管理部から基地局ハンドオーバーを通知されると、あらかじめ保持した移動管理エージェントリストから移動管理エージェントを割り当てる。本処理により、基地局ハンドオーバーと同時に移動管理エージェントの登録処理部から登録要求メッセージが送信される。

- ・ TCP 広告ウィンドウ制御機能

トランスポートレイヤの TCP フロー制御部は無線リンク状態管理部から基地局の電波強度の低下を通知されると、縮小した広告ウィンドウサイズを含む ACK パケットを送信し、サーバは通信を中断する。ここで電波強度が復帰したら、通常の広告ウィンドウサイズを指定した ACK を移動ホストの TCP 制御部からサーバに送信し、サーバは通信を再開する。

2.3.2. 設計および実装

次に、移動ホストの詳細モジュールと制御主体との関連付けにおける全体の処理について図 2.8 を用いて述べる。

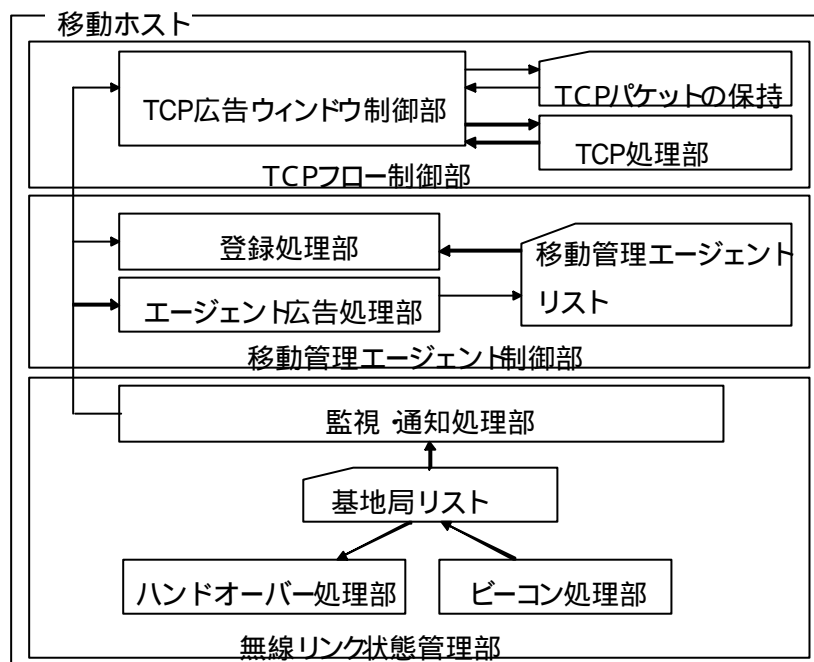


図 2.8: 移動ホストのレイヤリング設計図

移動ホストがビーコンを受信すると共に、基地局 ID、基地局リスト有効期限、転送レートと電波強度などを表 2.1 に示す基地局リストとし、無線データリンクレイヤのビーコン処理部で保持する。タイマ処理機能では、監視および通知機能により監視中の基地局リストが変化し基地局 ID がリストに無かった場合、エージェント要求メッセージをブロードキャスト型で送信する。エージェント広告を受信すると、表 2.2 に示す移動管理エージェントリストとして予め保持する。現基地局の電波強度が低下したら、無線リンク状態管理部のハンドオーバー処理部において無線セルを検索し新たに選択した基地局との同期を図る。続いてネットワークレイヤに基地局ハンドオーバーが通知されると、登録処理部において移動管理エージェントリストから予め保持する新規

アドレスと移動管理エージェントを割り当てる。

電波強度が予め指定した閾値より低下したことが TCP フロー制御部に通知されると、TCP 広告ウィンドウ制御部は縮小した広告ウィンドウサイズを指定した ACK パケットを送信側に応答する。同時に、受信した TCP パケットをその後の ACK 応答のため保存する。受信側の電波強度は無線リンク状態管理部の監視および通知処理部で定期的に監視される。このとき、無線リンク状態管理部から TCP フロー制御部に対して電波強度が閾値を上回ったことが通知されると、TCP 広告ウィンドウ制御部で保持された TCP パケットから受信シーケンス番号などの情報を取得する。TCP 処理部で、広告ウィンドウサイズは通常に計算され、ACK パケットが応答される。

表 2.1:基地局リスト

BSID	有効期限	受信時刻	転送レート	SNR	在圏フラグ
BS001	1 h	03.01.10:00	2Mbps	20	On
BS010	1 h	03.01.12:01	10Mbps	15	Off
BS023	1 h	03.01.10:02	2Mbps	25	Off

表 2.2:移動管理エージェントリスト

Agent ID	有効期限	受信時刻	移動管理エージェントアドレス	BSID
A001	1 h	03.01.10:01	133.201.139.101	BS001
A003	1 h	03.01.12:05	133.201.139.110	BS010
A010	1 h	03.01.10:03	133.201.139.123	BS023

次に、基地局での TCP 広告ウィンドウ制御処理について、次に述べる。

移動ホストは、縮小した TCP 広告ウィンドウを指定した ACK を送信ノードに転送すると、基地局の TCP-ACK 処理部で受信し(図 2.9)、移動ホスト宛の TCP データをバッファリング開始とする(2, 3)。移動ホストは基地局 2(BS2)に切り替え後、Mobile IP の登録要求を新規の移動管理エージェント(FA2)に送信する(4)。FA2 は Mobile IP のバインディング更新を移動前の移動管理エー

メントに転送する(FA1 , 5)。FA1 はバッファリングした TCP パケットをカプセル化し、FA2 にトンネリング転送する(6 , 7)。FA2 はパケットを取り出し、移動ホストに転送する(8)。

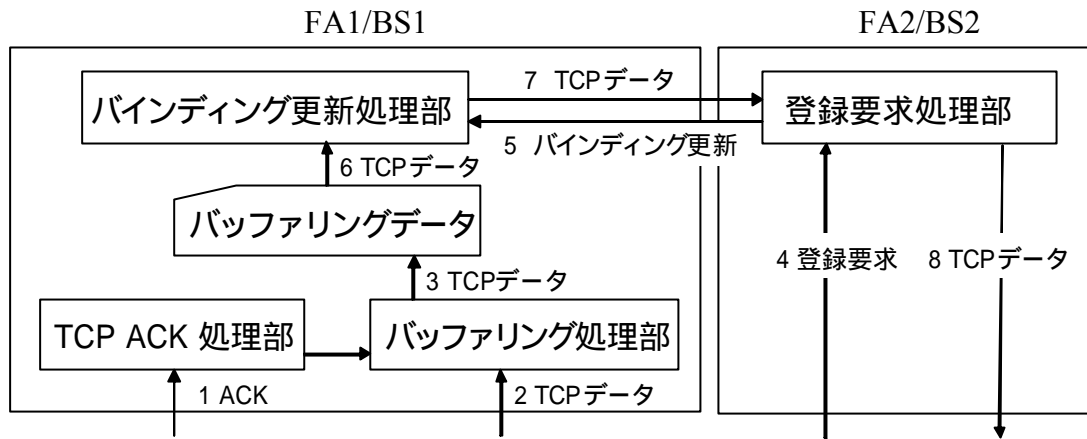


図 2.9:TCP 広告ウィンドウ制御処理

基地局での TCP 広告ウィンドウ制御の状態遷移を図 2.10 に示す。また、各状態で実行される動作を表 2.3 に示す。

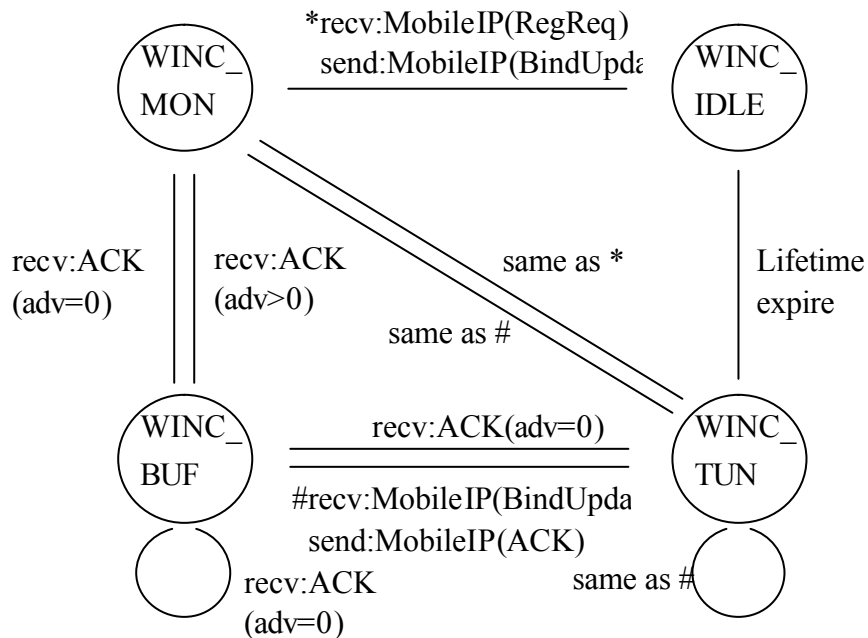


図 2.10:基地局での TCP 広告ウィンドウ制御の状態遷移図

表 2.3: 基地局の TCP 広告ウィンドウ制御により実行される処理

遷移状態	動作
WINC_IDLE	移動端末から Mobile IP 登録要求メッセージを受信する前の初期状態。
WINC_MON	移動先管理エージェントは登録要求メッセージを受信すると、移動前管理エージェントにバインディング更新メッセージを送信し、WINC_MON 状態に移る。このとき移動前管理エージェントは、このバインディング更新メッセージを受信すると WINC_BUF から WINC_TUN に遷移し、カプセル化されたパケットが転送される。さらに、移動端末アドレスから送信される ACK パケットのモニタリングを開始する。
WINC_BUF	広告ウィンドウサイズに最小値(0)が指定された ACK を受信すると、(送信アドレスとポート番号、受信アドレスとポート番号)毎に TCP パケットのバッファリングを行う。バッファリングした TCP に対し、最小値以外の広告ウィンドウサイズが指定された ACK パケットを受信すると、WINC_MON 状態に戻る。
WINC_TUN	移動先管理エージェントから Mobile IP のバインディング更新メッセージを受信すると、移動端末宛てのバッファリングパケットをトンネリング化して移動先 FA へ転送する。また、WINC_MON から ACK を受信せず直接 WINC_TUN に遷移する場合もある。以後、バインディングキャッシュが無効化するまでトンネリングを継続し、WINC_IDLE に遷移する。

2.3.3. 評価

本研究で提案する無線リンク状態管理アーキテクチャを、無線環境特性に対する提供機能面における定性評価とシミュレータを用いた通信効率に関する定量評価の二点において評価する。

2.3.3.1. 定性評価

まず定性評価として、無線環境特性として重要となる基地局負荷・スケーラビリティ、ハンド

オーバー、通信効率の3点において評価を行った。評価結果を表 2.4 に示す。

表 2.4: 提案方式の定性評価

	基地局負荷・スケール ラビリティ	ハンドオーバー	通信効率
Snoop[48]	× (常に TCP,ACK パケット監視、全てバッファリング)	(バッファリングデータ無効化)	(サーバは定常状態としてパケット転送)
I-TCP[46]	× (TCP コネクション二重化)	(コネクション状態の引渡しなど処理煩雑)	(パケットロス後に制御が動作)
提案方式	(無線リンク状態悪化時のみバッファリング)	(MobileIP 制御によりパケットを移動先へ再トンネリング)	(パケットロス前にエラー発生予測、長期間時はサーバで転送一時停止)

既存方式である Snoop も I-TCP も無線リンクエラーと TCP の輻輳制御を切り分けようとする方式であり、Snoop はモニタリング手法、I-TCP はコネクション終端手法により実現化を図っている。しかしながら、常に TCP,ACK パケットを監視、バッファリングする場合基地局への負荷が重くなること、またハンドオーバー時の TCP の状態引渡しの処理が煩雑となることから提案方式の方が優位であると判断した。さらに、本方式は無線リンク状態悪化が短期的/長期的の別により、短期で終了時は基地局でデータを一時的にバッファリングし、長期に渡ればサーバへの広告ウィンドウサイズ制御で送信ノードにおいて送信を一時停止する。ハンドオーバーした場合にはバッファリングデータを移動先へ転送する。このように、多様な無線リンク状態特性に柔軟に対応している。

2.3.3.2. 定量評価

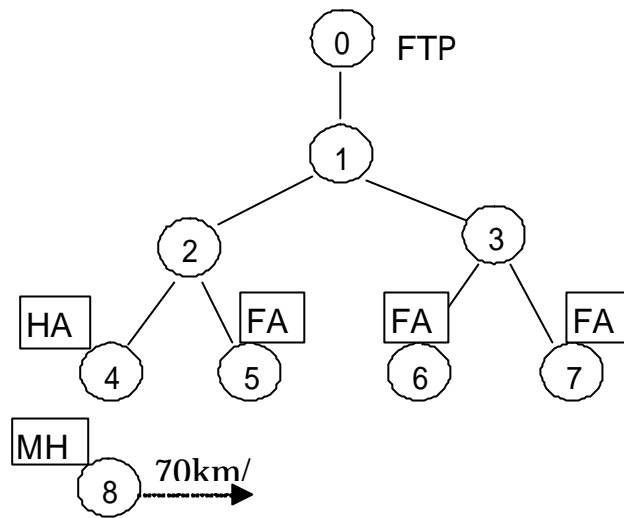


図 2.11:シミュレーションのネットワーク構造

表 2.5 シミュレーション評価条件

パラメータ	指定値
セル半径	250m
基地局間距離	400m
伝播モデル	2 Ray Ground
最大再送回数	4 回
帯域幅	10Mbps(有線区間), 2Mbps(無線区間)
狭帯域符号化	BPSK(Binary Phase Shift Keying)
広帯域符号化	DS(Direct Sequence)
シミュレーション時間	120 秒
パケットサイズ	1500 バイト
移動スピード	70km/sec

本研究で提案する無線リンク状態管理アーキテクチャおよび高速 IP 制御方式を、UCB/LBL/VINT プロジェクトが開発した ns-2 シミュレータ(ns-2.1b6[35])上に実装した。階層的ネットワーク構造(図 2.11)を構築し、移動ホストは4つの基地局を切り替えながら時速約70kmで移動している。

無線区間は IEEE802.11 をシミュレーションしている。ノード 0 は ftp サーバ、ノード 1 はインターネットと移動網とのゲートウェイノード、ノード 4, 5, 6, 7 は基地局かつ訪問先エージェント、ノード 8 は移動ホストかつ ftp 受信ホストを表す。以後、ノード 0-1 間リンクをインターネット側、1-2、2-4,5、3-6,7 間リンクを有線区間、4,5,6,7-8 間リンクを無線区間とする。また、シミュレーション評価条件を表 2.5 に示す。

2.3.3.3. 評価システム

評価システムとして、CMU(カーネギーメロン大)Monarch プロジェクトで拡張されたワイヤレスモビリティ部を変更し、ワイヤレスシミュレータの開発を行った。実際のネットワーク環境に近い状態をシミュレーションするために、実際の移動端末の動作履歴を使用している。また、移動端末の動作に従い、移動端末における受信スループットがリアルタイムにグラフ上に表示され、あらかじめ記録されたグラフと合わせて表示することで、異なる方式のスループットと比較できるようになっている。

2.3.3.4. 評価結果

既存の方式として ns-2 シミュレータの TCP エージェントとして配布されている実装のうち、4.3BSD Tahoe[45], Reno[39], NewReno[41], Vegas[43], SACK[42] を使用した。本研究の実装では、既存のケース(Graph-(a))、移動管理エージェントプリフェッチ機能を追加したケース(Graph-(b))、TCP 広告ウィンドウサイズ制御機能を移動機側のみに追加したケース(Graph-(c)) および移動機と基地局に加えたケース(Graph-(d))を評価した。各実装の移動端末における時間経過に伴う TCP のスループットの変化を図 2.12

図 2.13 図 2.14 図 2.15 図 2.16 に示す。

- ・既存の Tahoe, Reno, NewReno, SACK のハンドオーバー時のパケットロス(各実装における Graph-(a))

既存の 4 方式についてのシミュレーション結果では、次の基地局と MAC レベルで通信可能となっていながら、Mobile IP の登録処理は定期的に発行されるエージェント広告メッセージに依存しているため、この間に遅れが生じた。シミュレーション結果では、次の基地局との TCP 通信が再開するまでに、平均 4.768 秒かかった。このとき送信側では、タイムアウトによる輻輳ウィンドウ制御が行われ、輻輳ウィンドウサイズと輻輳回避フェーズの閾値が最小値に縮小した。

・既存の Vegas 実装のウィンドウ制御と Mobile IP の RTT (Vegas 実装図 2.15 における Graph-(a))

既存の Vegas 実装を用いた場合には、他のアルゴリズムと比較して全体的にスループットが低い。これは、Vegas の輻輳回避メカニズムが、スループット予測値と実際値との差によって輻輳ウィンドウ制御を行っていることによる。シミュレーション結果では、トラフィックが増加するにつれ無線区間での遅延時間が大きくなると、他の実装よりも早い時点で輻輳回避フェーズに入った。このため、スループット増加が他実装と比較して緩やかである。さらに、基地局切り替えと同時にスループット平均値が低下している。これは、スループット予測値が全通信時間中の遅延時間の最小値に設定されていることによる。しかし、Mobile IP を用いた移动通信の場合には、移動に伴いパスが変化し、それに伴い遅延時間も変動する。そこで、基地局を切り替え遅延時間が大きくなると同時に、スループット予想値と実際値にずれが生じ、それが Vegas では輻輳状態と解釈され輻輳ウィンドウサイズが小さいままでスループットが回復しないという結果になった。

・リンク状態通知-プリフェッチ機能追加時のスループット (各実装の Graph-(b))

TCP の各実装に上記の機能を追加した場合、全ての実装においてハンドオーバー時のスループット低下期間が短縮され、スループットの回復も既存の実装と比較して速い。本バージョンでは、基地局切り替え後、あらかじめ保持するエージェント情報を使用してすぐに登録要求を送信している。このため、ホームエージェントに登録要求が到着する時間が平均 1.537 秒早まった。ホームエージェントを経由したパケットが移動端末に届かなくなってから新規の基地局がホームエージェントに登録されるまでの時間は既存実装では 2.847 秒に対し、本バージョンでは 0.814 秒であった。このように、本バージョンは通常バージョンに比べて切断時間が改善されているため、スロースタート期間が長くなり、この期間は指数関数的にスループットが上昇し、その後も順調に輻輳ウィンドウサイズが拡大される。しかし、切り替えの回数を重ねていくと、閾値も低下して早く輻輳回避フェーズに入るようになる。輻輳回避フェーズでは既存実装と同様に、スループットの回復に時間がかかっている。

・リンク状態通知-プリフェッチ機能追加時の Tahoe , Reno , NewReno , Vegas , SACK 実装の比較 (Graph-(b))

Reno 実装(

図 2.13:Graph-(b))は、Tahoe 実装(図 2.12:Graph-(b))に比べて基地局切り替え後のスループットが低い。これは、Reno の高速再送アルゴリズムによる。Tahoe では、再送パケットの ACK が受信されると、次の紛失パケットが即座に再送される。しかし Reno の場合には、重複 ACK に対して再送したパケットに関しては、ACK を受信しても次のパケットを送信しない。このとき、次のパケットもタイムアウトし、ssthresh 値はさらに半分となった。このように、ssthresh 値は Tahoe の半分になったため、輻輳回避フェーズが Tahoe よりも早く始まり、スループットの回復にもより時間がかかる結果となった。NewReno では、切り替え後一定期間スループットがほぼ 0 に近く、その後急速に回復している(図 2.14:Graph-(b))。これは、1 ウィンドウ内のパケットが複数個紛失した場合の Reno への拡張部分が機能したことによる。Reno 同様の高速回復アルゴリズムに従いパケット再送後、ウィンドウ内のパケットを 1 つ再送しては再送タイマをリセットする。NewReno ではこの動作をウィンドウ内の全てのパケットが応答確認されるまで繰り返すため、特にウィンドウサイズが開いた後の無線のような高遅延リンク上ではスループットが低い状態がかなり続いてしまう(図 2.14:Graph-(b))40.8-50.6 秒付近)。一方、Vegas 実装(図 2.15:Graph-(b))は、通常バージョンの Vegas(図 2.15:Graph-(a))と比較すると向上している。また、一回目のハンドオーバー時には、他の実装と比較してスループットの落ち込みが見られない。これは、Vegas 実装が ACK を受信する毎に RTT を再計算してウィンドウサイズを決定していることによる。ハンドオーバーの直前に、無線リンク状態の悪化により遅延時間が伸び、輻輳ウィンドウサイズを縮小している。このように、他の実装と異なり、ハンドオーバーより以前にリンクダウンを予知しパケット転送を控えたため、ハンドオーバー時のパケットロスを回避できた。SACK 実装(図 2.16:Graph-(b))の場合には、回復期間において ACK 受信時のパケット転送量に制限を付けているため、再送パケットに対する ACK を受信しても次のパケットの再送が行われずタイムアウトする。その結果、Tahoe 実装よりも早く輻輳回避フェーズに入った。

・移動機側への広告ウィンドウ制御追加時の Tahoe , Reno , NewReno , Vegas , SACK 実装の比較 (Graph-(c))

移動機側の各 TCP 実装にリンク状態通知-プリフェッチ機能と広告ウィンドウ制御を適用した結果を各実装の Graph-(c)に示す。その結果、移動端末が基地局から離れて電波強度が弱くなると、

縮小した広告ウィンドウサイズの ACK を応答することにより、前述のようなハンドオーバーによるパケットロス回避を回避することができ、輻輳ウィンドウサイズや閾値はそのまま通信を中断することができた。このように本制御により、電波状況の良好なときはスループットを高い状態で維持できるようになる。評価結果ではスループットの平均値が、ハンドオーバー毎に段階的に変化している。これは、今回の実験において Mobile IP のパスの遅延時間の総和が、ハンドオーバーによって段階的に変化しているためであり、TCP ウィンドウサイズ拡張オプションを用いたウィンドウサイズの初期値(80KBytes)の設定でスループットの最大値が制限されたことによる。一方 Vegas 実装(図 2.15:Graph-(c))は、3 回目のハンドオーバー後、スループットが既存の Vegas(図 2.15:Graph-(a))と比較して徐々に回復している。これは、本研究の広告ウィンドウ制御により一旦ネットワーク上のパケットが無くなり、輻輳ウィンドウが初期値となったため、RTT の計算がリセットされ図り直された。そのため、スループットの予想値と実測値の差が小さくなり、輻輳ウィンドウサイズが順調に大きくなっていき、それに伴いスループットが増加した。

・ 移動機と基地局への広告ウィンドウ制御追加時の Tahoe , Reno , NewReno , Vegas , SACK 実装の比較(Graph-(d))

無線リンクの状態に応じた基地局でのバッファリング機構により制御遅延が縮小され、それに伴いスループット低下時間も縮小された。最悪のケースでも、スループット低下はハンドオーバー後に移動機によって送信されたバインディング更新が移動前の基地局に到着するまでの期間となった。二度目のハンドオーバー時は、移動前の基地局(ノード-5)と移動後の基地局(ノード-6)の距離がネットワーク階層において遠くなるため、エンドツーエンドの遅延時間が 200msec にもなり、結果としてスループットがほぼ半分となった。さらに、ホームエージェントから移動後の基地局へ直接転送されるパケットと、一度移動前の基地局に転送され、そこでカプセル化されて移動後の基地局にトンネリング転送されるパケットが混在し、TCP パケットのシーケンス番号の受信順序が崩れ、受信側は重複 ACK を転送していた。本問題を解決するには、基地局にシーケンサーなどの機能が必要となると考える。

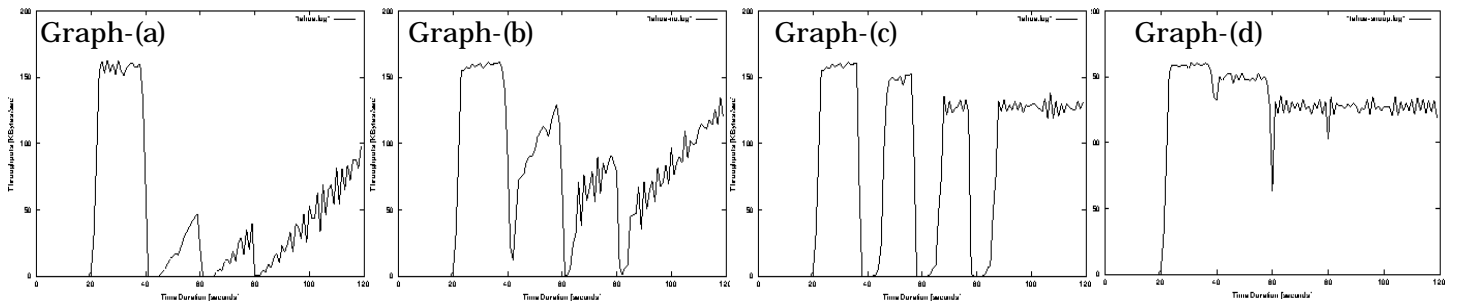


図 2.12: Tahoe 実装の通常、リンク状態通知、TCP 広告ウィンドウ制御における通信スループット

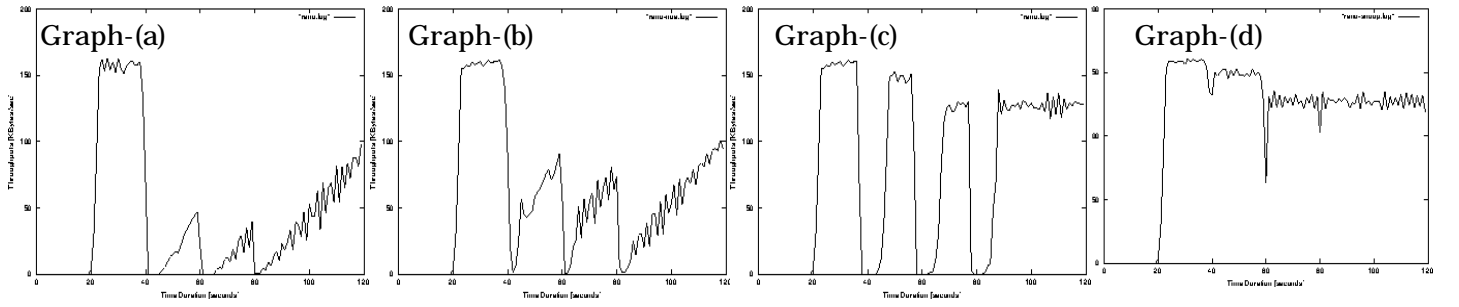


図 2.13: Reno 実装の通常、リンク状態通知、TCP 広告ウィンドウ制御における通信スループット

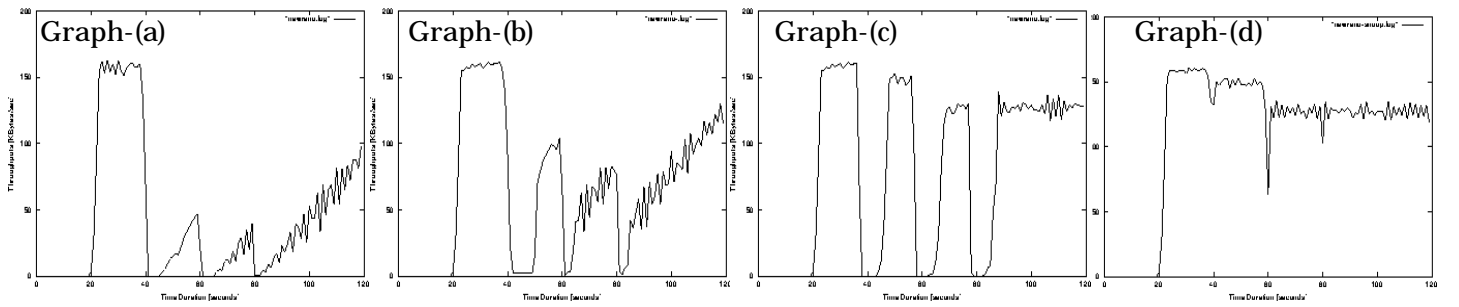


図 2.14: NewReno 実装の通常、リンク状態通知、TCP 広告ウィンドウ制御における通信スループット

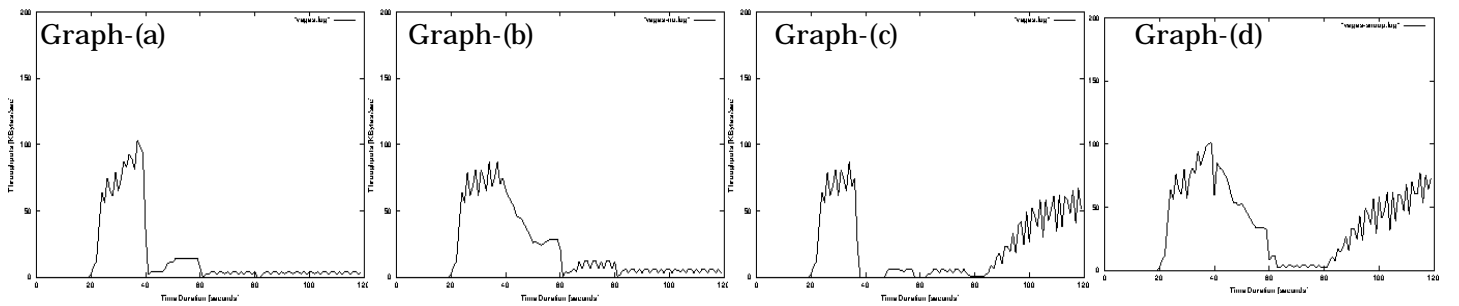


図 2.15: Vegas 実装の通常、リンク状態通知、TCP 広告ウィンドウ制御における通信スループット

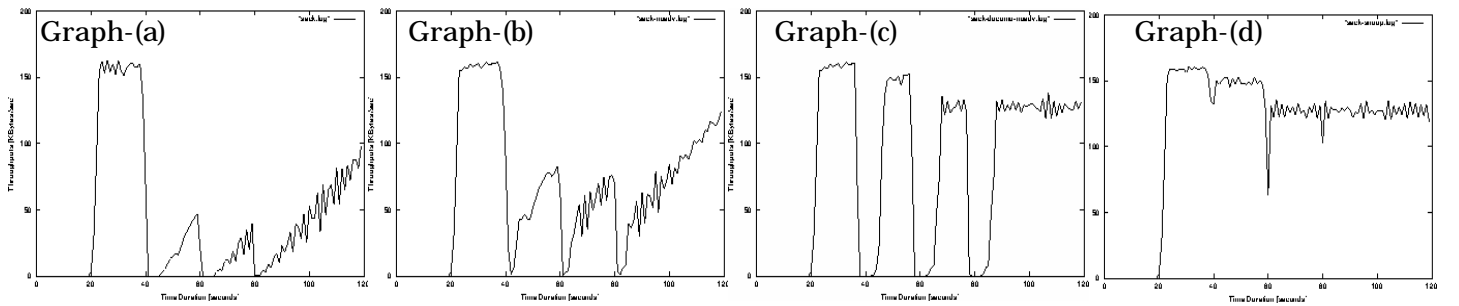


図 2.16: Sack 実装の通常、リンク状態通知、TCP 広告ウィンドウ制御における通信スループット

最後に、各実装毎の既存のケース、リンク状態通知を追加したケース、TCP 広告ウィンドウ制御を移動機側のみ追加したケース、移動機と基地局に追加したケースにおける平均通信スループット(KBytes/sec)を図 2.17 に示す。既存ケースと比較してリンク状態通知機能を導入した場合は各実装において平均 48.594%、さらに TCP 広告ウィンドウ制御を移動機側のみ追加した場合には平均 79.105%、移動機と基地局の両ノードに追加した場合には、157.5%スループットが向上した。

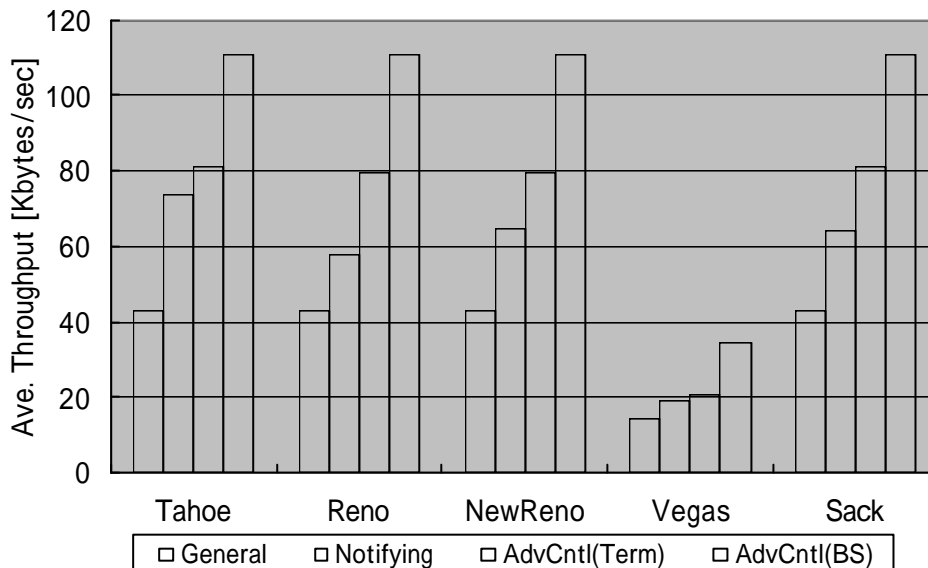


図 2.17:通信スループット平均値(kbps/sec)

2.4. 移動用 TCP 制御方式

2.4.1. 課題

ホストの移動透過性を満足させるための移動 IP ネットワーク上に TCP/IP プロトコルを動作させたときの問題点として、パケットの順序逆転問題が挙げられる。例えば Mobile IP では、送信側から移動端末側へ転送されたパケットは常に HA を経由するため、経路の冗長性やホームエージェントの負荷などが問題となっていた。このため、送信ノードで移動先アドレスをキャッシュし、トンネリングにより直接移動先にパケットが転送される経路最適化が有効とされている[28]。しかし、図 2.18 に示すように移動先アドレスを送信ノードに通知するバインディング更新メッセージは、セキュリティ上の理由により HA が移動ノードから登録要求を受信した後、HA から送信ノードに転送される。このためキャッシュにより新規の移動先アドレスへ転送されるようになるまで

に遅延が生じ、その間移動前のアドレスへ転送され、パケットルーティングエラーによるパケットロスの原因となる。

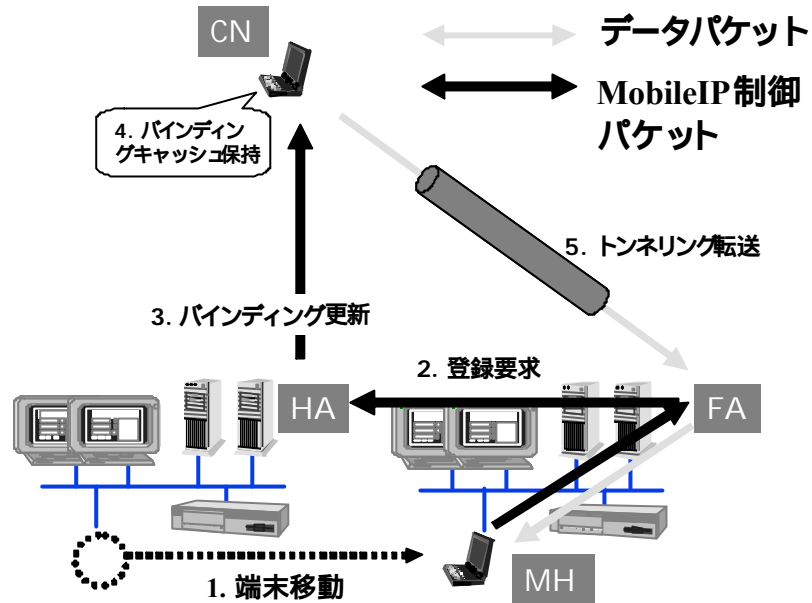


図 2.18: 移動 IP における経路最適化機能の振る舞い

この問題を解決するために、Mobile IP 経路最適化機能として、移動先管理エージェントから移動前管理エージェントへ移動先アドレスを通知する機能がある[28]。これにより、バインディングキャッシュの更新遅延により移動前アドレス宛てに送信されたパケットは、移動前管理エージェントから移動先管理エージェントへ再トンネリングされることにより移動先へ届けられる。

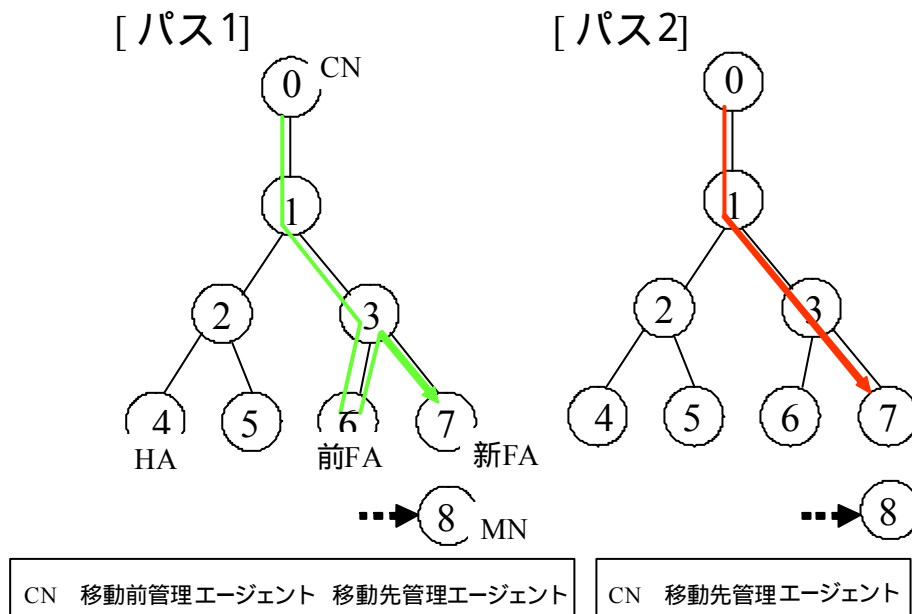


図 2.19: 経路最適化機能における経路パス

図 2.19 は、移動 IP ネットワーク構造を示し、ノード 0 は送信ノード、ノード 4, 5, 6, 7 は基地局、ノード 8 は移動および受信ノードを示す。この経路最適化機能を用いて TCP 通信を行った場合、基地局ハンドオーバーにより移動ノードが移動管理エージェントを切り替えたときに、前エージェント通知機能により送信ノード 移動前管理エージェント 移動先管理エージェント 移動ノード[パス 1]と、送信ノード 移動先管理エージェント 移動ノード[パス 2]の二種類の経路が一時的に発生する。このため、後者の経路をたどる TCP パケットが、前者の経路のパケットを追い越して移動ノードに先に到着するという TCP シーケンス番号の順序逆転現象が見られた。このとき TCP は、後者の移動先管理エージェントへ直接転送された TCP パケットを受信すると、未だ移動前管理エージェントから再転送中の TCP パケットをロスしたと解釈し、重複 ACK を送信側へ応答する。送信側ではこの重複 ACK を 3 パケット受信すると、高速再転送アルゴリズムによりロスしたと思われるパケットを再転送する。順序逆転現象が発生したときの TCP の振る舞いについて、各実装アルゴリズムを例にとり、詳しく説明する。

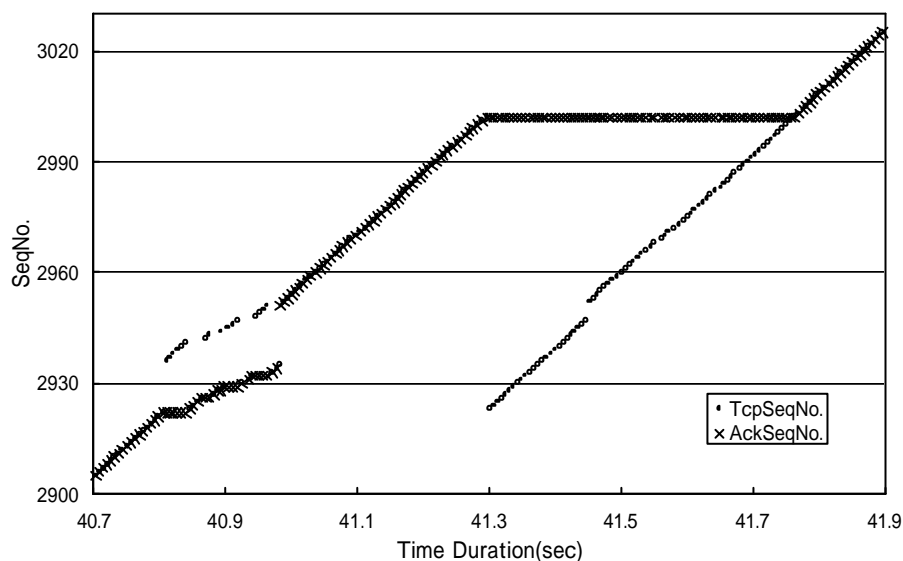


図 2.20: 移動ホストで受信した TCP および ACK パケットのシーケンス番号の時間変化(Tahoe)

図 2.20 は、移動端末が基地局ハンドオーバーを行った時点のパケット受信時刻と受信シーケンス番号、応答 ACK 番号を示す。TCP 実装のうち Tahoe を使用している。40.8 秒から 41.0 秒まで受信シーケンス番号に散らばりが見られ、41.0 秒で受信シーケンス番号が連続的になり、その後は受信シーケンス番号と応答 ACK 番号が一致している。しかし、40.8 秒から 41.0 秒の間、シーケン

ス番号の順序逆転が起こり、3 パケット以上の重複 ACK(シーケンス番号 2923)を応答している。このため、送信ノードはパケットロスと解釈し、パケット(シーケンス番号 2923)を再送した。さらに Tahoe 実装では重複 ACK を複数検出すると、以後再送のやり直しを行う。このため、41.3 秒から 41.8 秒までは、移動ノードが一度受信済みのパケットを再度受信し、その度に受信済みパケットの最大シーケンス番号(シーケンス番号 3003)の ACK 応答を繰り返している。

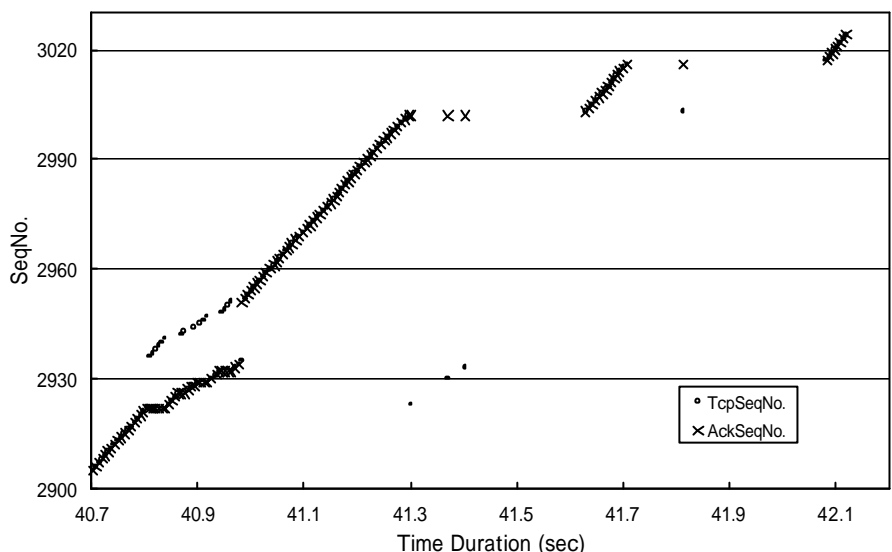


図 2.21: 移動ホストで受信した TCP および ACK パケットのシーケンス番号の時間変化(Reno)

図 2.21 は、TCP 実装のうち Reno を使用した場合を示す。40.8 秒から 41.0 秒までは Tahoe 実装と同様に受信シーケンス番号の散らばりが見られる。その間送信ノードでは重複 ACK が 3 回検出されたためパケットを再送し、41.3 秒から 41.4 秒付近で移動ノードが再送パケットを受信している。しかし、このときすでにシーケンス番号 3003 番までのパケットを受信しているために、再送パケットを受信した移動ノードは、3003 番の重複 ACK を応答することになり、再び送信ノードが重複 ACK を検出することになる。それへの再送を 41.8 秒付近で移動ノードが受信している。このように、Reno 実装では重複して受信するパケット数は少ないものの、重複 ACK の検出を再帰的に何度も繰り返すため、回復に時間がかかる。

表 2.6: ハンドオーバー時の各 TCP 実装の再送パケット数・再送期間

TCP 実装	逆転パケット数	逆転期間(秒)	再送パケット数	再送期間(秒)
Tahoe	29	0.1725	76	0.4612
Reno	29	0.1725	4	0.5120
NewReno	29	0.1725	63	0.6597
Vegas	9	0.0769	1	0
SACK	29	0.1725	1	0.2288

表 2.6 に TCP 実装として Tahoe , Reno , NewReno , Vegas , SACK を用いた場合の、図 2.19 の移動 IP ネットワーク構造上でのシミュレーションによる、順序逆転発生時の再送パケット数および再送期間の比較を示す。各リンク遅延は、50msec に設定している。表 2.6 に示すように、全ての場合で順序逆転が発生し、再送によるスループット低下が見られた。このうち、SACK の再送時間の 200msec は、ネットワークの RTT と一致する。順序逆転に対して、SACK のアルゴリズムが他と比較して再送パケット数、再送期間に関して優位であると言える。さらに順序逆転問題の対処としては、パケット数またはある一定時間遅延させる遅延 ACK アルゴリズムの適用が考えられる。この遅延 ACK アルゴリズムは、主に非対称ネットワーク上において ACK の転送量を減少させることによりネットワーク負荷を減らす効果がある。しかし、ACK 受信によって送信量を倍に増加させるスロースタートフェーズにおいて、ACK が遅れると最大スループット値に達するのに時間がかかること、また ACK 数の縮退により一時的にバースト転送が発生することなどから全通信への適用には不向きであることが示されている[44]。さらに、SACK では抜けを埋めるための ACK は直ちに応答する必要があるため、SACK アルゴリズムと遅延 ACK の併用は難しいことが述べられている。これらを踏まえ本研究では、特に移動 IP の経路最適化時の二重化ルーティングを要因とする順序逆転に着目し、その対処のための動的遅延 ACK 方式を提案する。

2.4.2. TCP 制御方式

無線リンク状態管理部で保持されるハンドオーバー情報は、一時的に ACK を遅延させるために使用する。本制御のため、ソフトタイマとハードタイマの二種類のタイマを導入した。本タイマ

を用いてハンドオーバー後一時的に ACK を遅延させることにより、順序逆転シーケンス番号受信時の無駄な再送を回避する。パケットロス時に遅延 ACK 期間の最後に動的遅延 ACK 期間を終了するため、ハードタイマが指定される。さらに、受信ノードが ACK 応答を長時間遅らせた場合の TCP 送信側でのタイムアウト回避のためソフトタイマを導入し、受信すべきシーケンス番号のパケットを受信状況を検査する。本遅延ACK期間と遅延ACKフラグについて、図 2.22を用いて説明する。

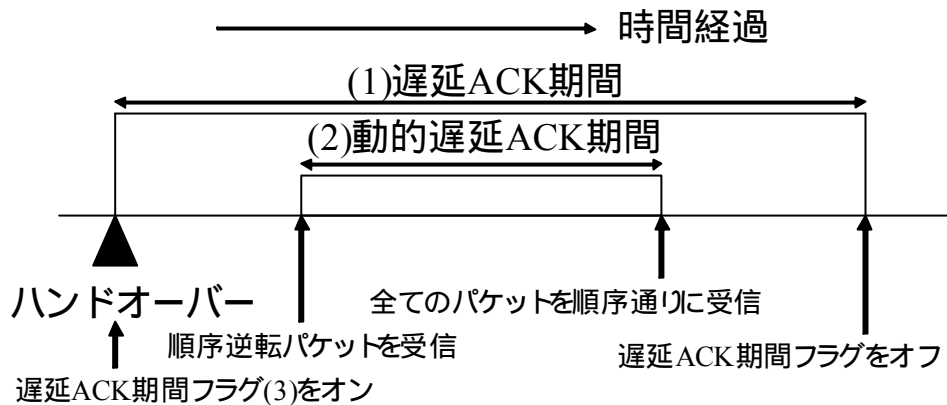


図 2.22:遅延 ACK 期間と遅延 ACK フラグ

- ・ 遅延 ACK 期間(図 2.22(1))

基地局ハンドオーバー後、ACK を特定期間遅延させることができる。本期間以外で順序逆転が発生した場合には、重複 ACK を応答することになる。

- ・ 動的遅延 ACK 期間(図 2.22(2))

遅延 ACK 期間中順序逆転パケットを受信した場合、ACK を遅延させるための動的遅延 ACK 期間を開始する。最高受信シーケンス番号までの全てのパケットが揃った時点で、動的遅延 ACK 期間は終了する。

- ・ 遅延 ACK 期間フラグ(図 2.22(3))

無線リンク状態管理部において基地局ハンドオーバーを検知すると、ACK 遅延期間の開始を示す本フラグがオンに指定される。特定期間後、本フラグはオフに設定される。本フラグは、TCP の遅延 ACK フラグと異なって機能する。

2.4.3. 設計および実装

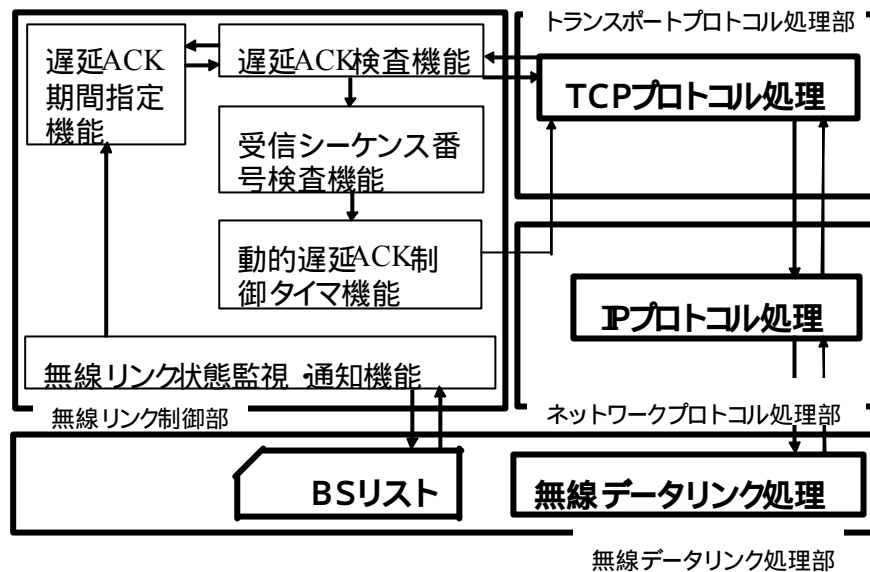


図 2.23: 動的遅延 ACK 制御機構における詳細機能

動的遅延 ACK 制御機構の詳細機能を図 2.23 を用いて説明する。

(1) 無線リンク状態監視・通知機能

無線リンクの状態を監視し、基地局ハンドオーバーや SNR の低下などの状態変化を上位レイヤの該当する制御部に通知する。

(2) 遅延 ACK 期間指定機能

リンク状態検査処理部から基地局ハンドオーバーが起こったことを通知されると遅延 ACK 期間を開始する。本期間中順序逆転が発生したら、遅延 ACK 制御のためのソフトタイマとハードタイマの二つのタイマ処理を起動し、動的遅延 ACK 期間を開始する。一定時間後に遅延 ACK 期間を終了してタイマ処理を停止する。

(3) 遅延 ACK 期間検査機能

TCP パケットを受信すると遅延 ACK 期間かどうかを遅延 ACK 開始・終了指定部に問い合わせ、遅延 ACK 期間内であれば動的遅延 ACK 制御処理に入り、期間外であれば通常の ACK 送信を行う。

(4) 受信シーケンス番号検査機能

受信シーケンス番号が次に受信すべきシーケンス番号であるかまたは最大受信シーケンス番号であるかどうかを検査し、次に受信すべきシーケンス番号・最大受信シーケンス番号を更新する。

(5) 動的遅延 ACK 制御タイマ機能

遅延 ACK 期間であり受信シーケンス番号と次に受信すべきシーケンス番号が一致しない場合、

ハードタイマとソフトタイマを設定し、動的遅延 ACK 制御処理に入る。この場合、さらに受信シーケンス番号と最大受信シーケンス番号が一致したらハードタイマとソフトタイマを解除し、規定時間にハードタイマ処理またはソフトタイマ処理を実行する。また、動的遅延 ACK 期間中受信シーケンス番号と次に受信すべきシーケンス番号が一致したら、TCP の遅延 ACK フラグを設定する。

次に、遅延 ACK 期間フラグ設定処理および動的遅延 ACK 制御アルゴリズムの処理の流れを図 2.24 図 2.25 を用いて詳しく説明する。トランスポートプロトコル処理部で TCP パケットを受信処理後、主に以下の 4 つの大きな処理の流れに分岐する。

処理 1: 遅延 ACK 期間外のため、通常の ACK 応答処理を行う場合

処理 2: 遅延 ACK 期間内で、直接の経路により次に受信すべきシーケンス番号より後に送信された TCP パケットを先に受信(順序逆転)した場合

処理 3: 遅延 ACK 期間内で、迂回経路により次に受信すべきシーケンス番号を受信した場合

処理 4: 遅延 ACK 期間内で、最大受信シーケンス番号までの全てのパケットを受信した場合

さらに、タイマ処理として必ず ACK 応答するハードタイマ処理と、期待するシーケンス番号を受信した場合のみ連続受信部分までの ACK を応答するソフトタイマ処理がある。次に、処理詳細について説明する。

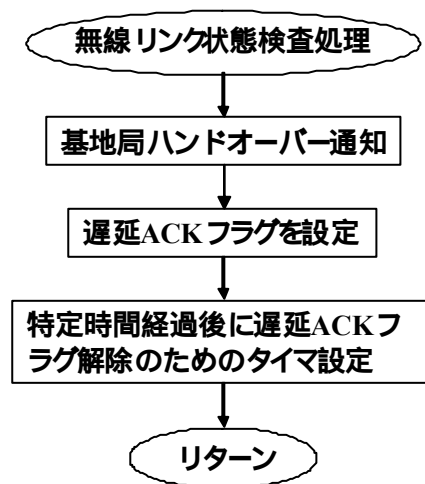


図 2.24:遅延 ACK 期間フラグ設定処理

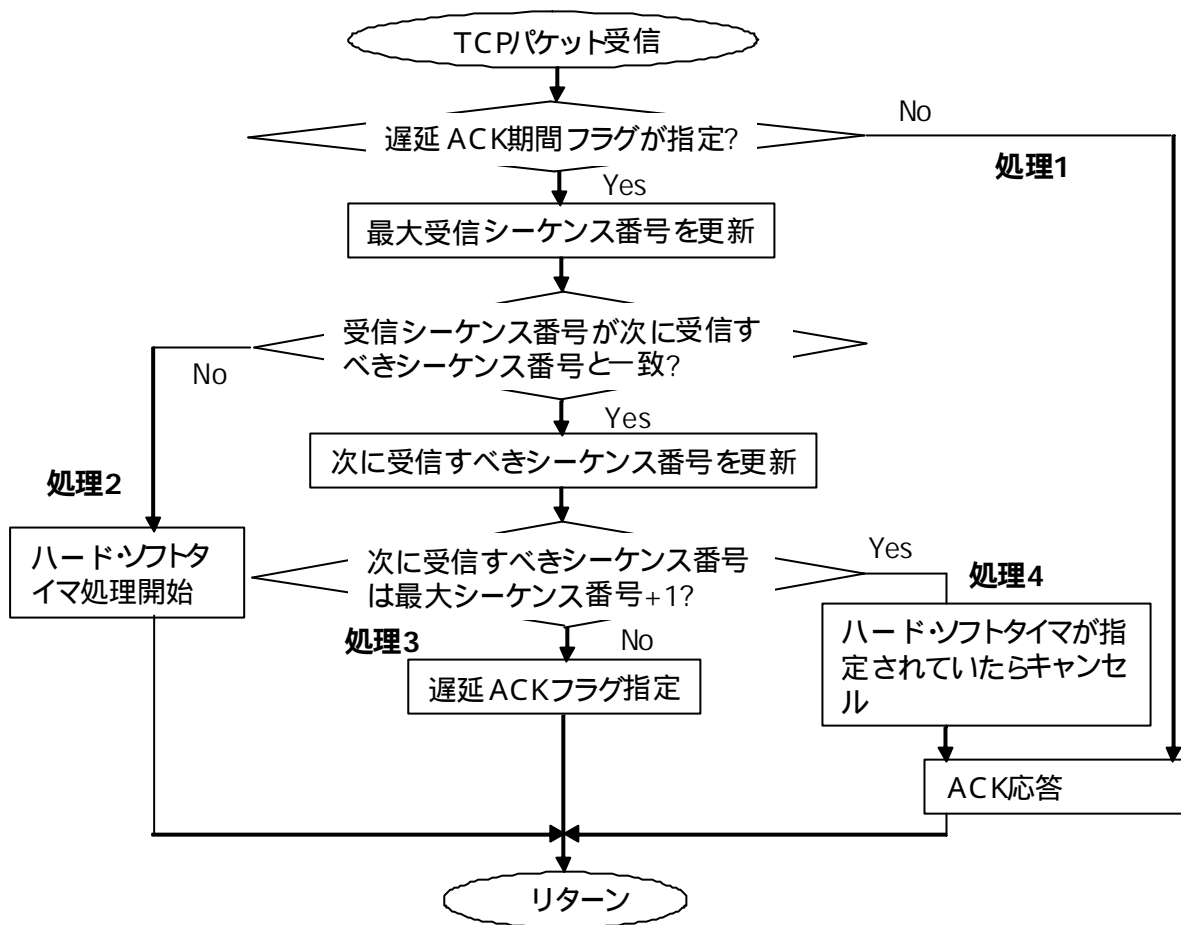


図 2.25:動的遅延 ACK 制御アルゴリズム

処理:遅延 ACK 期間フラグ設定(図 2.24)

無線リンク状態管理部で無線リンク状態を監視中基地局切り替えが検知されると、遅延 ACK 期間を開始するための遅延 ACK 期間フラグがオンとなる。

処理 1:遅延 ACK 期間外のため、通常の ACK 応答処理を行う場合

遅延 ACK 検査処理機能により遅延 ACK 設定の有無を確認する。遅延 ACK が設定していなければ、通常の TCP の ACK 応答処理にならない、次に受信すべきシーケンス番号を更新し、ソケットバッファにデータを追加して直ちに ACK を応答するためのフラグを設定して TCP 出力ルーチン呼び出す。

処理 2:遅延 ACK 期間内で、直接の経路により次に受信すべきシーケンス番号より後に送信された TCP パケットを先に受信(順序逆転)した場合

遅延 ACK 期間フラグが設定されていたら、最大受信シーケンス番号の更新を行う。受信パケッ

トが、次に受信すべきシーケンス番号の packets でなければ、順序逆転が発生している可能性がある
 があるので、ハード・ソフトタイマ処理を開始し動的遅延 ACK 期間に入る。

処理 3: 遅延 ACK 期間内で、迂回経路により次に受信すべきシーケンス番号を受信した場合
 受信 packets が次に受信すべきシーケンス番号の packets であれば、後のソフトタイマ処理に
 より ACK を応答するための遅延 ACK フラグを設定する。

処理 4: 遅延 ACK 期間内で、最大受信シーケンス番号までの全ての packets を受信した場合
 受信 packets が次に受信すべき packets で、次に受信すべきシーケンス番号が最大受信シーケ
 ンス番号+1 と一致したら、動的遅延 ACK 期間を終了するためにソフト・ハードタイマ処理を終了
 し、直ちに ACK を応答する。

さらに、ハードタイマ処理では、動的遅延 ACK 期間を終了するためにハード・ソフトタイマを
 終了し、直ちに ACK を応答する。また、ソフトタイマ処理では、遅延 ACK フラグが設定されてい
 る場合にのみ ACK を応答し、次のソフトタイマ処理を設定する。

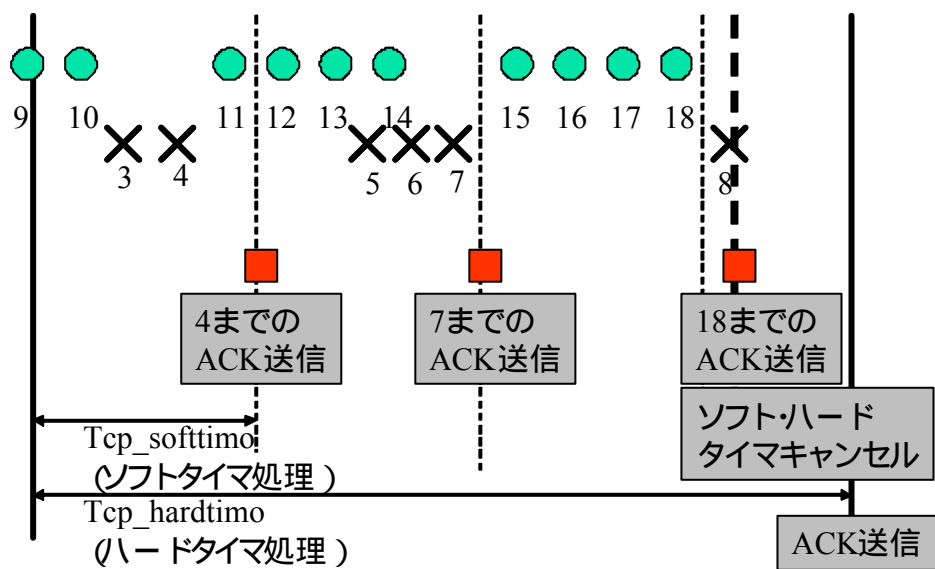


図 2.26: 動的遅延 ACK 制御方式の動作例

図 2.26 に、本稿で提案する動的遅延 ACK 制御方式の動作例を示す。シーケンス番号 9 から 18
 は移動先へ直接ルーティングされた packets で、3 から 8 は移動前から移動先へ迂回してきたパケ
 ット、直線がハードタイマ処理、点線がソフトタイマ処理のタイミングを示す。一、二回目のソ

フトタイマ処理では、連続したシーケンス番号の最大値である 4,7 を応答し、三回目は連続したシーケンス番号を受信しなかったため応答を見送り、その後シーケンス番号 8 を受信したところで、ソフト・ハードタイマをキャンセルし、最大受信シーケンス番号 18 を応答する。

2.4.4. 評価

2.4.4.1. 受信シーケンス番号

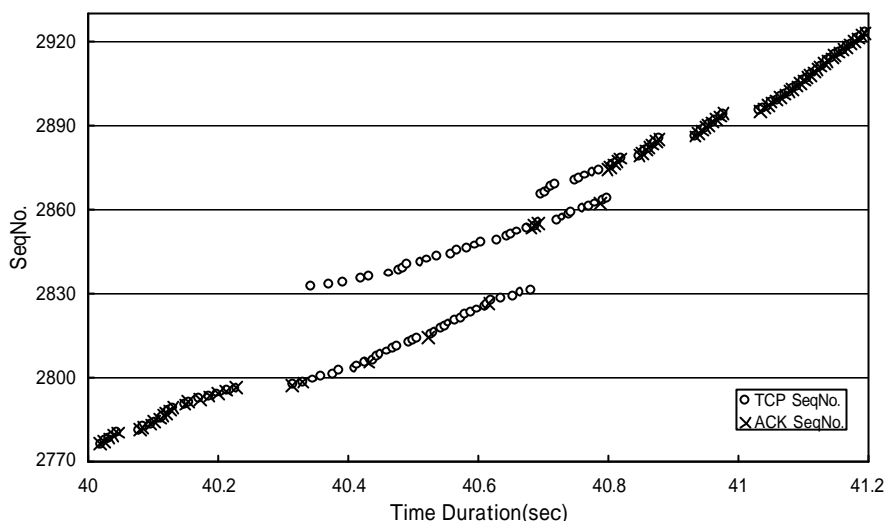


図 2.27: 受信 TCP シーケンス番号の時間変化

図 2.27 に、本方式の動的遅延 ACK 制御方式を適用した場合のハンドオーバー時の TCP 受信シーケンス番号の時間的変化を示す。ハードタイムアウト時間を 500msec、ソフトタイムアウト時間を 90msec に設定している。40.3 秒付近でハンドオーバー発生後、経路二重化によるシーケンス番号逆転現象が発生すると、40.34 秒で遅延 ACK 期間を開始し 40.43 秒、40.52 秒、40.61 秒でソフトタイムアウトによる遅延 ACK を応答している。さらに、40.67 秒でシーケンス番号 2855 番までの TCP パケットが揃ったところで動的遅延 ACK 期間を終了している。次に 40.69 秒でシーケンス番号逆転現象が再び発生し、40.80 秒でシーケンス番号 3874 番まで揃って動的遅延 ACK 期間を終了している。このように、本方式により順序逆転現象が起こると一時的に動的遅延 ACK 期間を設定することにより、期間中は期待したシーケンス番号を受信したときのみソフトタイムアウト処理により ACK を応答し、重複 ACK 検出による輻輳回避処理を回避している。

2.4.4.2. 平均スループット

次に、シミュレーション結果を性能評価における次に示す 4 点において整理した。

- ・ 複数の TCP アルゴリズムにおける平均通信スループット
- ・ 通信スループットの時間変化
- ・ ハードタイマ設定値に対するパケットロス
- ・ 実装コストと複雑性

以下、それぞれにおいて性能評価結果を述べる。

- ・ 複数の TCP アルゴリズムにおける平均通信スループット

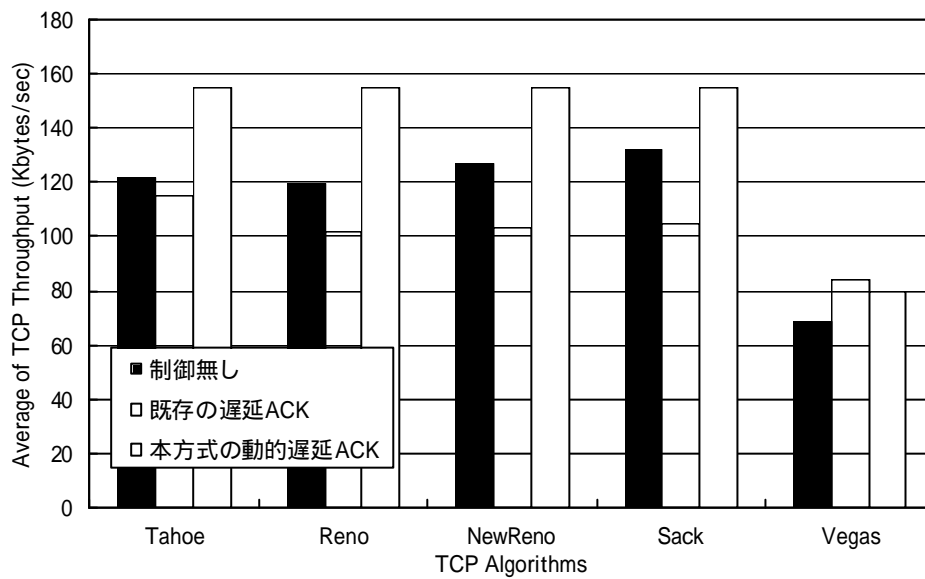


図 2.28: TCP アルゴリズムにおける平均通信スループット

図 2.28 に、階層的ネットワーク構造の各リンク遅延を 50msec とし、移動端末のスループットを測定した場合の各実装毎の平均値を示す。各実装(Tahoe , Reno , NewReno, Vegas ,SACK)毎に、Mobile IP のみ(左)、Mobile IP と既存の遅延 ACK 方式(中)、Mobile IP と本方式の動的遅延 ACK 方式(右)を示す。通信効率向上のため、既存の遅延 ACK 方式では 1 セグメントデータの受信毎に 1 ならびにそれ以下の ACK セグメントを送信する。シミュレーション結果より、既存方式と比較して本方式を適用した場合には、平均スループットが Vegas アルゴリズムを排除して平均約 24%向上した。また、既存の遅延 ACK と比較すると平均約 46%向上した。

また、既存の遅延 ACK の場合には、Tahoe は他の実装と比較してスループットの低下率が低い。これは、Tahoe では、再送パケットの ACK が受信されると、次の紛失パケット以降を即座に再送しているためである。この再送パケットは、直接のパスを経由する。これに対し Reno では、高速再

送アルゴリズムにより、重複 ACK に対する再送パケットに関しては、ACK を受信しても次のパケットを再送しない。このため、さらに別のパケットが重複 ACK の対象となり再送されると共に ssthresh 値はさらに半分になった。このように ssthresh 値が Tahoe の半分になるため、輻輳回避フェーズが Tahoe よりも早く始まり、スループットの回復により時間がかかる。

また Vegas では、他の実装と比較して全体的にスループットが低い。これは、Vegas の輻輳回避メカニズムが、スループット予測値と実際値との差によって輻輳ウィンドウ制御を行っていることによる。シミュレーション結果では、トラヒックが増加するにつれて無線区間での遅延時間が大きくなると、他の実装よりも早い時点で輻輳回避フェーズに入る。また、Mobile IP 上で Vegas を動作させた場合に、移動に伴いパスが変化し、それに伴い遅延時間も変動する。しかし、Vegas では、基地局切り替え遅延時間が増大すると同時に、スループット予測値と実際値にずれが生じ、それが Vegas では輻輳状態と解釈され、輻輳ウィンドウサイズが小さいままでスループットが回復しない。このため他のアルゴリズムと比較し Vegas を用いた場合には、平均スループットが低下する。しかし、遅延 ACK を適用した場合には平均スループットが回復している。これは、基地局ハンドオーバーの直前に、無線リンク状態の悪化により遅延時間が延び、輻輳ウィンドウサイズを縮小している。このように他の実装と異なり、ハンドオーバー直前にパケット転送を控えたため、ハンドオーバー時の順序逆転による送信側でのパケットロス処理を回避できたことによる。

- ・ 通信スループットの時間変化

図 2.29 に、ハンドオーバーしながら移動中の移動端末におけるスループットの時間変化を示す。TCP セッション開始後、40 秒、60 秒、80 秒付近にハンドオーバーが発生している。

図 2.29 に示されるように、制御無し、または通常の遅延 ACK と比較して動的遅延 ACK 制御機能を適用した場合に最もスループットが向上している。また、通常の遅延 ACK を用いた場合には予想されたようなスループットの向上が見られない。これは、通常の遅延 ACK は一定時間(シミュレーションではデフォルト値 100msec に設定)遅延させるか、またはパケットを 2 個受信した場合に応答するため、後者の条件により順序逆転現象による重複 ACK が発生してしまう。さらにロスを検出すると、TCP の輻輳回避フェーズにより輻輳ウィンドウをゆるやかに拡大していくが、このとき遅延 ACK の遅延分さらになだらかになっていくため、スループットがなかなか回復しない。こ

のため、通常の遅延 ACK を適用した場合のハンドオーバー後の回復は遅延 ACK を適用しなかった場合より遅くなる。一方、ハンドオーバー前(20-40 秒付近)の TCP スループットは、ボトルネックとなる無線リンクの上りのトラヒックが ACK 数の削減により少なくなるため、全体的に増加している。この結果、シミュレーション時間が短い場合や、特定の基地局のセル内の滞在時間が長い場合には、スループットを平均化すると、両者が相殺してほぼ同等の値となることが予想される。

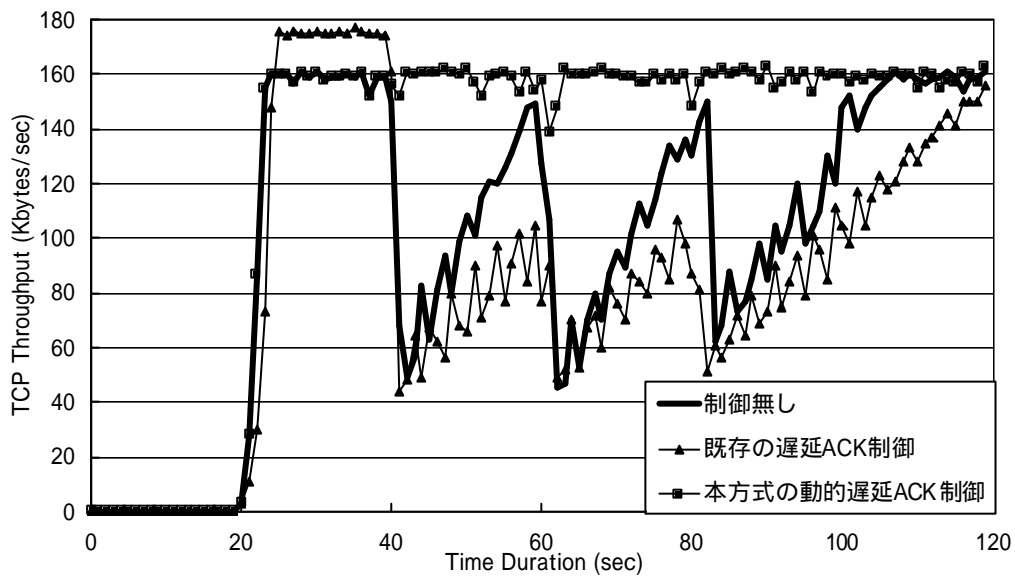


図 2.29: 通信スループットの時間変化(Reno)

- 無線区間遅延時間と通信スループット

図 2.30 に、インターネット側の遅延時間を 100msec、移動通信網内の有線区間を 10msec とし、無線区間の遅延時間を 50msec から 500msec まで変化させたときの各 TCP 実装の平均スループットを示す。図に示されるように、無線区間の遅延時間が長くなるにつれて移動前の基地局との無線リンクの状態悪化によるバッファリングパケット数が増え、ハンドオーバー時に移動前の基地局から移動先の基地局へトンネリング転送されるパケット数が増加する。このため、本動的遅延 ACK 制御方式を適用しなかった場合には、順序逆転期間と順序逆転パケット数が増加し、それに伴って重複 ACK パケットの応答数も増加するため、動的遅延 ACK 適用時より平均スループットが低下しており、特に無線区間遅延時間の増大に伴いスループット差の比率も増大している。また、無線区間の遅延時間の増大に比例してエンドツーエンドの RTT も増加する

ため、TCP の最大スループットが RTT により抑制される。このため、本方式適用時の平均通信スループットも無線区間遅延時間増大に伴い低下している。

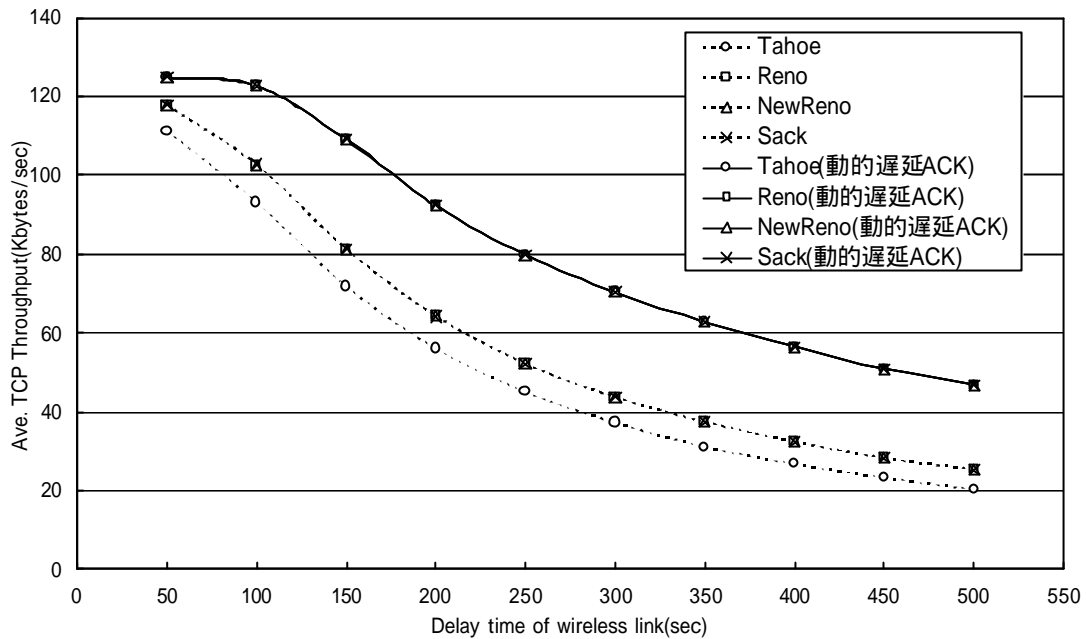


図 2.30:無線区間の遅延時間と平均通信スループット

- ハードタイマ設定値に対するパケットロス

図 2.31 にパケットロス発生時のハードタイマ処理時間間隔による平均通信スループット、図 2.32 に通信スループット時間変化を示す。ハードタイマの設定値は、特にパケットロス時に通信スループットに対する影響が大きい。ここで、動的遅延 ACK 制御方式では TCP の受信シーケンス番号の順序逆転に対処する一方で、ACK を遅延させるためパケットロス検出が遅れることが懸念される。このため、ハンドオーバー時に明示的にパケットロスを発生させ、ハードタイマ処理時間間隔毎の平均スループットを測定した。シミュレーションにおける遅延時間の設定値は、インターネット側 100msec、無線区間は 50, 100, 300, 500, 700msec とする。図中、ハードタイマ処理時間が 0 とは、ACK を遅延させずにパケット受信後直ちに応答することを示す。その結果、ハードタイマ値を設定し ACK を 50, 200, 500msec 遅延させた場合のスループット時間変化のグラフ(図 2.32)からもわかるように、ACK を遅延させることによりパケットロス検出にその分遅れが生じて、スループットの変化で見ればスループット回復のタイミングが多少ずれるだけで、平均

化するとほとんど差が見られない。このとき、パケットロスが発生すると以後ソフトタイマは起動されても ACK は応答されないため、ソフトタイマは未設定とした。

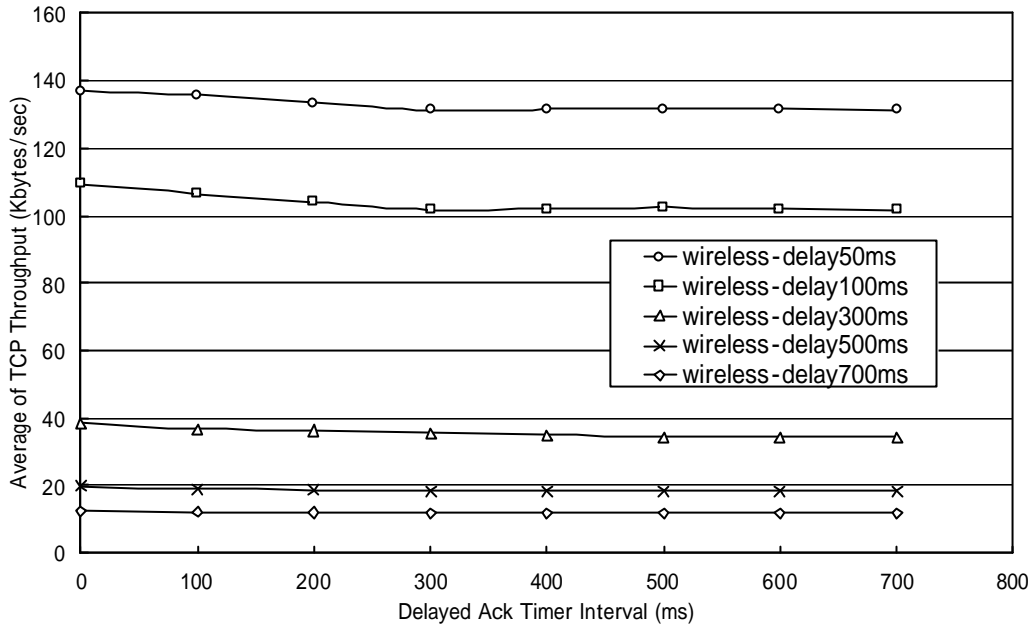


図 2.31: パケットロス発生時のハードタイマ設定時間と平均通信スループット

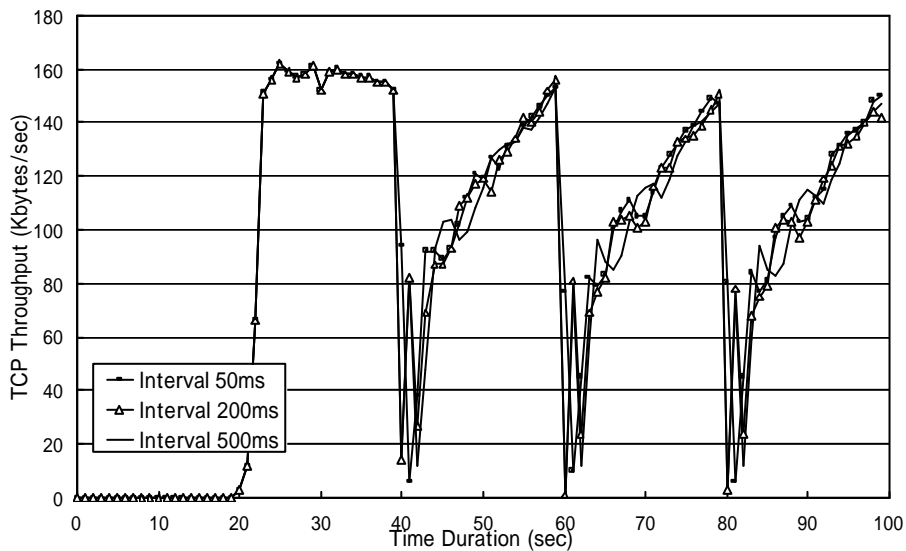


図 2.32: パケットロス発生時の通信スループット時間変化(Reno)

次に、複数コネクション（コネクション数 1, 2, 5）を同時に走行させ、動的遅延 ACK 制御を適用した場合と適用しなかった場合とで平均通信スループット劣化の割合を評価するため、適用した場合のスループットに対する適用しなかった場合のスループットの割合を測定した。図

2.33 に示されるように、無線区間の遅延時間が小さいときには効果の割合は小さいが、遅延時間が大きくなるに従って適用時に比べて適用しなかった場合のスループットの割合が減少し、制御適用による効果が大きくなっていく。さらに、無線区間の遅延時間が大きくなると効果の割合はコネクション数に無関係に一定値となる。これは、無線区間の遅延時間が一定値を超えると、通信スループット改善を妨げる要因がコネクション数による輻輳ではなく無線区間の遅延時間のほうに比重が傾いたためであると考えられる。

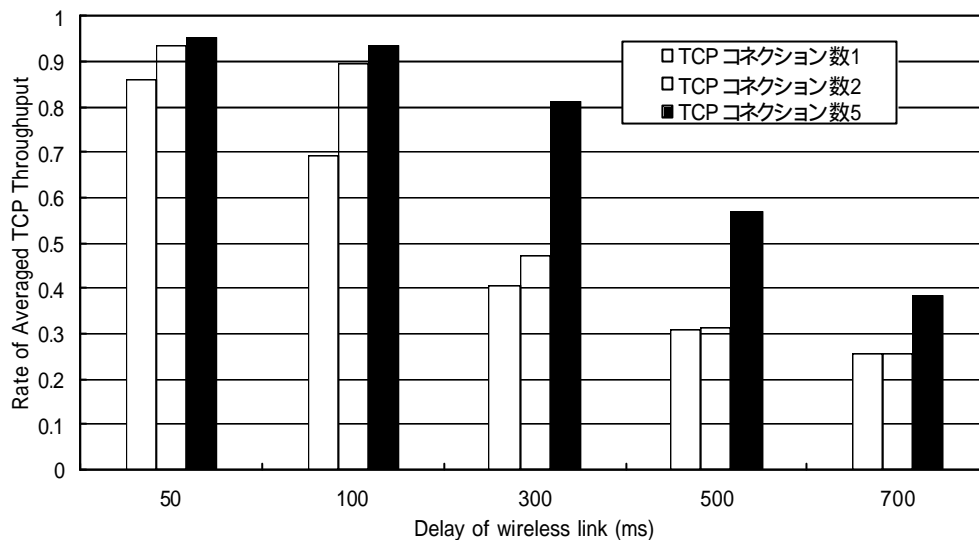


図 2.33: 方式適用時に対する適用しなかった場合の平均通信スループットの割合

- ・ 実装コストと複雑性の点からの評価

本動的遅延 ACK 制御方式では、無線リンク状態管理との併用により基地局ハンドオーバー発生後一時的に ACK を遅延させる。さらに、全てのシーケンス番号が揃った時点で、遅延 ACK 期間は終了する。このため、本方式の通信資源におけるコストは一時的に発生する。このコストに関し、CPU コスト、ネットワークコストと実装における複雑性の点から次のように整理した。

(1) タイマ処理を動作させるための CPU コスト

タイマ機構の CPU コストに関し、例えば BSD のタイマ機構を再設計すると古いタイマ実装では予想通りタイマ数の増加に伴い実装の性能が低下するが、新しい実装ではタイマの数によらず一定となる[49]。さらに TCP 実装は、二種類のタイマ(fast timer, soft timer)を使用する代わりに、カーネルが提供するタイマを直接使用している。これにより、タイマの解像度は 500msec か

ら 10msec に向上した。このように OS 内に実装されるタイマ機構においては、コストは低下する一方粒度や正確性が向上している。さらにモバイルプロトコル通信においても、リアルタイム性の向上が今後ますます重要となる。

(2) ワイヤレス環境におけるネットワークコスト

本研究では、一時的な ACK 遅延により ACK 送出量を削減すると同時に、送信側がパケットロスと誤解して受信側に届いているにも関わらず無駄に再送するパケットの数を削減する。例えば、図 2.20 の順序逆転時のシーケンス番号の変化を示すグラフ上でも、41.3 秒から 41.7 秒の間は送信者はすでに受信済みのパケットを無駄に再送している。さらに、ACK 送出量の削減により上りの通信量が減少し、特に無線 LAN のような双方向共有メディアにおいては、下りの通信量に与える影響も大きいと言える。このようにモバイルネットワーク環境においては、無線リンクの速度が有線に比べて低いため、ワイヤレスネットワークコストがマルチメディアシステムの性能に与える影響は大きくなる。

(3) 実装の複雑性

本研究では ACK を遅延させる機構を、TCP 内の ACK 送出モジュール内の拡張として実現した。一方で、基地局内で ACK を遅延させる方式や、Snoop 方式[46]のように基地局でロスパケットを再送する方式も存在する。しかしこれらの既存方式では、基地局は全ての移動端末の全てのセッションの状態を常時把握しなくてはならず、さらに TCP シーケンス番号や ACK のようなトランスポートレイヤレベルのヘッダフィールドを解釈しなくてはならない。また、移動端末は頻繁に基地局を切り替えるため、セッション情報のハンドオーバーなどの機構も必要となる。一方、基地局での制御方式では既存の TCP 実装を変更する必要が無い。従って、今後は基地局実装と本研究のエンドツーエンド実装を組み合わせる方式も考えられる。例えば、移動機のネットワークドライバレベルで遅延 ACK 機能を動作させることも考えられる。

・ ソフトタイマとハードタイマ規定値

モバイルネットワーク環境の特性との関連性から、ソフトタイマとハードタイマ値を設定する必要がある。特に、ハードタイマ値と関連の深い TCP シーケンス番号順序逆転期間に関しては、移動前の基地局と移動後の基地局の有線部分の経路遅延時間と移動前の基地局でのバッファリン

グ時間などが期間の決定要因として挙げられる。このときハードタイマ以前にシーケンス番号が揃い順序逆転期間が終了すれば、ハードタイマも解除されるため、ハードタイマはより充分大きな値に設定することが望まれる。このハードタイマ値を大きく設定する一方で、ソフトタイマにより送信側の RT0(Retransmission TimeOut)を回避することが可能である。ソフトタイマ値に関しては、インターネットに接続するホストの通信プロトコルに対する要求条件において、送信ノードの RT0 回避のため遅延 ACK の遅延時間を 500msec 以内にすることが推奨されている[50]。そこで、ハードタイマが 500msec を超える場合、ソフトタイマ値は 500msec 以内の値に指定することが望まれる。評価のためのシミュレーションでは、ハードタイマは 2.0 秒に設定した場合、ソフトタイマ値を 800msec 以上を設定すると送信ノードでタイムアウトが発生した。例えば、ソフトタイマ値を 1.0sec に設定した場合の平均スループットは 126.15Kbps に低下した。さらに今後の IMT-2000 の網環境または IMT-2000 と無線 LAN との切り替えなどを想定した場合には、順序逆転期間の拡大が予想され、RT0 を回避するソフトタイマの効果が期待できる。

2.5. あとがき

本章では、移動端末が複数の基地局をハンドオーバー中、無線リンク状態を監視・上位レイヤに通知し、IP 移動制御の契機とする無線リンク状態管理アーキテクチャについて述べた。さらに、移動端末のデータリンクレイヤで新規の基地局を認識し、その基地局の電波強度が指定値以上強くなった場合に、あらかじめ移動管理エージェントの情報を保持しておく。これにより、基地局ハンドオーバーに応じた訪問先エージェント切替えが可能となり、パケットルーティング誤りやパケットロスが回避できることをシミュレーションで示した。また、TCP の受信側の通信処理能力を示す広告ウィンドウサイズを、無線リンクの電波強度に応じて変動させる制御を導入した。これにより、送信側の持つ輻輳ウィンドウを縮小させることなく通信を一時的に中断させ、その結果全体のスループットを向上させることが可能となった。

また、移動 IP ネットワーク上で移動端末が TCP/IP 通信を行う場合、Mobile IP の経路最適化機能に起因する TCP シーケンス番号順序逆転問題が発生する。そこで、この問題に対処するための動的遅延 ACK 制御機能を提案した。この機能では、無線リンクの状態を監視する無線リンク状態管理部が基地局ハンドオーバーの発生を上位の TCP/IP に通知し、TCP/IP レイヤでは、ハードタイ

マとソフトタイマの2レベルのタイマ処理を行って動的遅延 ACK を応答する。動的遅延 ACK 制御機能を適用した Mobile IP ネットワークでのシミュレーション結果では、スループット向上の効果があることが示された。今後は、基地局の位置情報やネットワーク帯域、遅延時間に関する情報をトポロジデータとし、携帯電話の使用状況や通話時間をトラヒックデータ、端末の位置情報をシナリオデータとして評価していく。さらに、IETF で提案されている Mobile IP のいろいろな機能を、実際の携帯網の環境により近い状況で評価していく。

第 3 章

第 4 世代移動通信環境向けマルチメディア通信プロトコル

3.1. まえがき

モバイルネットワーク環境においては、無線端末の移動に伴う基地局ハンドオーバーやフェージングなどの要因により、電界強度が劣化する。また、無線区間の品質劣化に対処するための再送処理 (ARQ: Automatic Repeat Request) により、エンドツーエンドの遅延時間に大きな揺らぎが発生する。さらに、圏外流出や無線リンク、ベアラ切り替え、伝送符号化方式変換なども頻繁に起こりうる。このように有線に比べて無線リンクは、回線品質の変動規模が大きいことを特徴とする。このような無線ネットワーク環境において、既存のセッション制御を適用してマルチメディアシステムを動作させた場合、ストリーミングセッションの切断やスループット低下、システムにおける状態不一致などの様々な問題が発生する。従って、無線リンクの特徴を踏まえた上で、モバイルマルチメディアシステムを構築する必要がある。本研究では、モバイルマルチメディア研究のうちモバイル QoS フレームワークを司る 2 つのモビリティ制御に焦点をあてて報告する。まず一つは、モバイル通信環境特有の在圏・圏外状態に対応したセッション制御方式である。もう一つは、エンドノードと網からのネットワーク情報の両者を効果的に活用したサーバでのレート制御方式である。以下、これらの二方式について説明する。

3.2. モバイル拡張セッション制御方式

3.2.1. 制御方式

セッション制御プロトコルとして、メディアストリームの制御プロトコルの一つであり、広く用いられている RTSP [54] [55] を使用し、その上でモビリティ拡張を行う。この RTSP は、元来メディアサーバ・クライアント間でネットワークを経由した遠隔制御を実現するもので、メディアサーバのストレージを利用した映像コンテンツのリアルタイム再生、録画、停止に使用される。さらに今回は、無線リンクの状態を加味したセッション制御を行うためのモビリティ拡張を行った (mRTSP)。これは、既存のセッション制御がクライアントアプリケーションからの指示に従って動作するのに対し、モビリティ拡張ではモバイルネットワーク環境の変動に応じてマルチメディア

アセッションを制御させる。さらに、従来の RTSP と互換性を維持しても動作可能とする。特に今回は、RTSP に無線リンク用パラメータを追加し、圏外・在圏フラグにより内部的振る舞いを変えて動作する方法を採用した。詳細を次章に示す。

3.2.1.1. 制御主体構成

図 3.1 に、セッションマネージャ、QoS マネージャ、データリンクの関連図を示す。

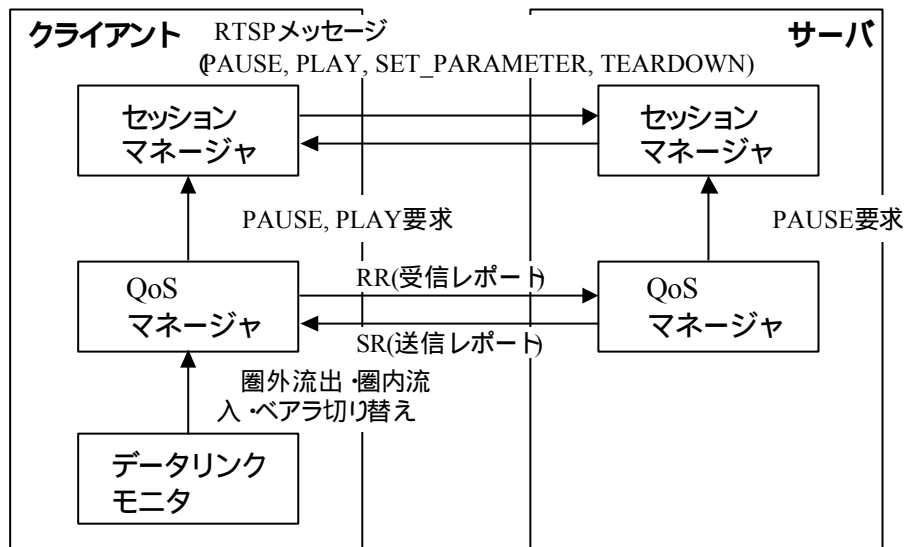


図 3.1:セッション制御主体構成図

セッションマネージャは、今回拡張を行ったモビリティ対応のセッション制御メカニズム (mRTSP) の制御主体となる。セッションマネージャは、アプリケーションからの指示に従い、セッションの状態管理と遷移を司る。さらに、モビリティ拡張として QoS マネージャからのセッション制御指示に従い、セッション状態制御を行う。QoS マネージャは、データリンクとのインターフェースを通して、圏外/在圏、ペアラ切り替えなどの情報を受け取り、セッションマネージャに対して PAUSE/PLAY 要求を行う。また、サーバ側の QoS マネージャは、クライアントから定期的に通じられる RTCP の未受信タイムアウトからセッション中断を判断し、クライアントと独立にセッションマネージャに対して PAUSE 要求を行う。さらにこの場合、圏外・在圏フラグを切り替えると同時に、セッションマネージャは通常と異なる以下の二つのタイマを使用する。

- ・アクティビティタイマ

無線リンク上のクライアントからの受信レポートが途切れてからストリーミングセッションを

切断するまでのタイム。ワイヤレス環境に特徴的な圏外・在圏に対応するため、通常のタイム値より大きく設定し、優先的に使用される。在圏フラグと併用し、圏外時に大きな値を設定することにより、長時間の圏外に対応可能。

・自動再生タイム

在圏流入時、圏外時間がタイム値を超過していたら(長時間の圏外)ユーザに再生続行意思を問う。実際には、在圏に流入したら在圏フラグをオンにし、時間内(短時間の圏外)の場合のみクライアントからサーバに再生メッセージを自動的に送信する。このタイム制御により、トンネル内への移動時のような短い圏外時は圏内流入後自動再生し、圏外状態がある程度長時間に渡る場合には圏内流入後ユーザの再生意思をあらためて確認する。

3.2.1.2. メソッドと状態遷移

表 3.1:mRTSP/RTSP メソッド一覧

メソッド名	動作内容
OPTIONS	有効なメソッドを取得
SETUP	セッション確立
ANNOUNCE	メディアオブジェクトの記述を変更
DESCRIBE	メディアオブジェクトの記述を取得
PLAY	再生開始・位置変更 (圏内流入時のセッション再開)
RECORD	記録開始
REDIRECT	新規のサーバに変更
PAUSE	転送一時停止、状態保持 (圏外流出時のセッション中断)
SET_PARAMETER	デバイスや符号化の制御 (圏外・在圏フラグの制御)
TEARDOWN	状態削除

mRTSP 間で交換されるメソッド一覧を表 3.1 に示す。圏外流出やベアラ切り替え時は、QoS マネージャからのセッション一時停止指示に従い、流出前ならクライアントからサーバに PAUSE を送信し、サーバ側でセッションを一時保持して転送を停止する。圏内流入時やベアラ切り替え後は、クライアントからサーバに SET_PARAMETER および PLAY が送信され、サーバ側でセッション状態を回復して転送を再開する。

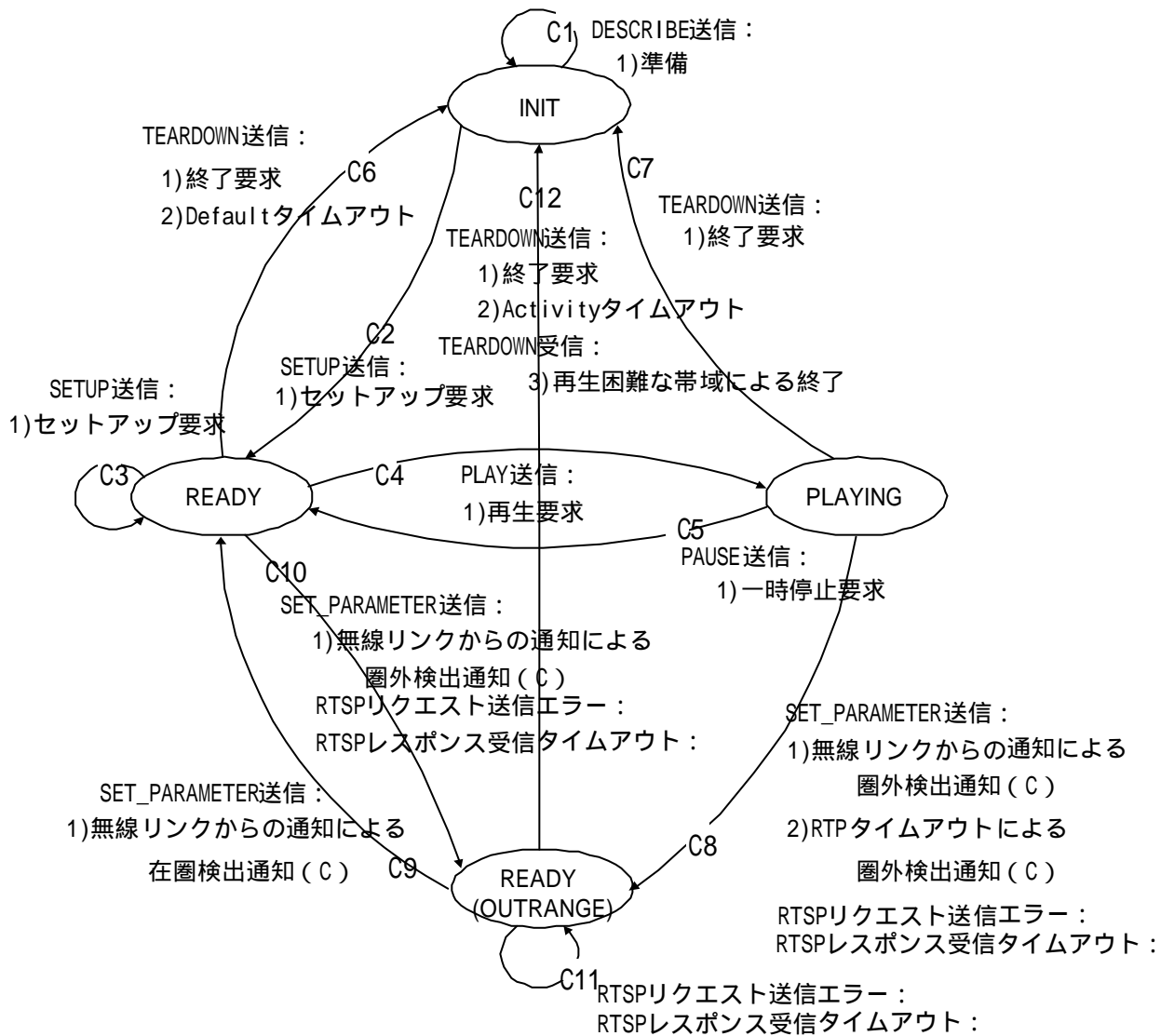


図 3.2:mRTSP 状態遷移図 (クライアント)

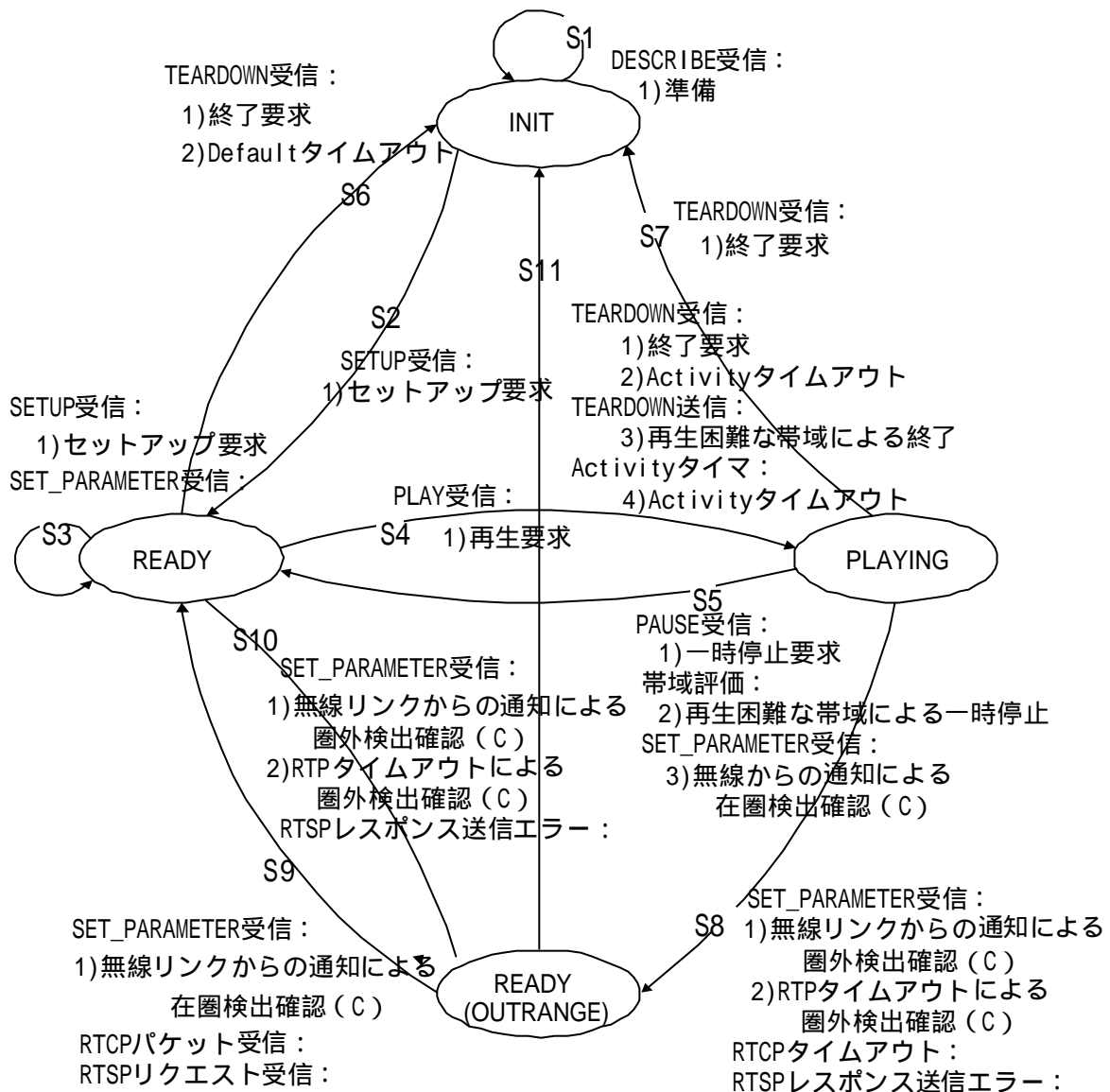


図 3.3:mRTSP 状態遷移図 (サーバ)

次に、図 3.2 図 3.3 にこのときのサーバ・クライアント側の mRTSP 状態遷移を示す。mRTSP は既存の RTSP と同様の状態遷移にさらに圏外状態を追加した。既存の RTSP では、アプリケーションからの要求に応じてクライアントからサーバへ PLAY/PAUSE の制御パケットを転送し、PLAYING/RECORDING と READY 間で状態を遷移させる。一方、mRTSP では QoS マネージャからの圏外要求を受け取ったら、在圏フラグをオフにして PLAYING/RECORDING から OUTRANGE に状態を遷移させる。さらに電波状況により、クライアントからサーバに SET_PARAMETER 要求を送信する。この場合も同様に、サーバ側では OUTRANGE 状態に入る。同時に、サーバ側では QoS マネージャから圏

外要求を受け、在圏フラグをオフにする。在圏フラグがオフの場合には、TEARDOWN するタイマ(デフォルト 1 分)よりも圏外用のタイムアウト値(アクティビティタイマ)が優先される。クライアント側では QoS マネージャから在圏通知を受け取ると在圏フラグをオンにして READY 状態に移行し、SET_PARAMETER をサーバ側に送信し、本メッセージを受信したサーバは在圏フラグをオンにして READY 状態に移行する。さらに、クライアントアプリケーションから PLAY 要求が来たら、サーバ側に PLAY メッセージを送信し、通信を再開する。以下、セッション制御処理と遷移状態の詳細を示す。

(1) セッション開始処理

クライアントがセッション記述を要求する(C1-1, S1-1)。その後、SETUP 要求を行い、READY 状態へ遷移する(C2-1, S2-1, S3-1, C3-1)

(2) 再生処理

READY 状態でのユーザ操作による再生。

クライアントは AutoPlay タイマ動作中ならば自動的に PLAY を送信する。AutoPlay タイムアウト時はユーザ操作により PLAY を送信する。応答がある場合、PLAYING 状態へ移行する(C4-1)。送信できなかつたり、応答が無い場合(RTSP リスponseタイムアウト)、OUTRANGE 状態へ移行する(C10-2, S10-RTSP リスponse送信エラー)。

サーバは PLAY を受信すると PLAYING 状態へ移行する(S4-1)。

(3) 一時停止処理

PLAYING 状態でのユーザ操作による一時停止

クライアントはユーザ操作により PAUSE を送信する。応答がある場合、READY 状態へ移行する(C5-1)。送信できなかつたり、応答が無い場合、OUTRANGE 状態へ移行する(C8-RTSP リスponse受信タイムアウト)。

サーバは PAUSE を受信すると READY 状態へ移行する(S5-1)。または、RTCP タイムアウトにより圏外を検出し、OUTRANGE 状態へ移行する(S8-2)。

(4) 終了処理

PLAYING 状態でのユーザ操作による終了。

クライアントはユーザ操作により TEARDOWN を送信する。無条件で INIT 状態へ移行する(C7-1)。
サーバは TEARDOWN を受信すると INIT 状態へ移行する(S7-1)。または、RTCP タイムアウトにより OUTRANGE 状態へ移行し(S8-4)、Activity タイムアウトにより INIT 状態へ移行する(S11-4)。

READY 状態でのユーザ操作による終了。

クライアントはユーザ操作により TEARDOWN を送信する。無条件で INIT 状態へ移行する(C6-1)。
サーバは TEARDOWN を受信すると INIT 状態へ移行する(S6-1)。

READY 状態でのタイムアウトによる終了。

クライアントは Default タイムアウトにより TEARDOWN を送信する。無条件で INIT 状態へ移行する(C6-2)。

サーバは Default タイムアウトにより INIT 状態へ移行する(S6-2)。

OUTRANGE 状態でのユーザ操作による終了。

クライアントはユーザ操作により TEARDOWN を送信する。無条件で INIT 状態へ移行する(C12-1)。
サーバは TEARDOWN を受信すると INIT 状態へ移行する(S11-1)。

OUTRANGE 状態でのタイムアウトによる終了。

クライアントは Activity タイムアウトにより TEARDOWN を送信する。無条件で INIT 状態へ移行する(C12-2)。

サーバは Activity タイムアウトにより INIT 状態へ移行する(S11-4)。

OUTRANGE 状態での再生困難な帯域による終了。

サーバは、クライアントからの RTCP により現在の使用可能な帯域量を測定しており、測定値が閾値より低下したら再生困難な帯域としてクライアントに TEARDOWN を送信し、INIT 状態へ移行する(S11-3)。

クライアントは、サーバから TEARDOWN を受信すると、INIT 状態へ移行する(C12-3)。

(5) 在圏、圏外処理

PLAYING 状態での圏外検出

クライアントは、無線リンク毎に可能な方法で無線リンクの状態を判断して圏外を検出し、SET_PARAMETER を送信する。応答がある場合、OUTRANGE 状態へ移行する(C8-1)。送信できなかつ

たり、応答が無かった場合、OUTRANGE 状態へ移行する(C8-RTSP リクエスト送信エラー、レスポンス受信タイムアウト)。

サーバは SET_PARAMETER を受信すると OUTRANGE へ移行する(S8-1)。または RTCP タイムアウトにより圏外を検出し、OUTRANGE 状態へ移行する(S8-2)。

READY 状態での圏外検出

クライアントは、無線リンクからの通知により圏外を検出し、SET_PARAMETER を送信する。応答がある場合、OUTRANGE 状態へ移行する(C10-1)。送信できなかつたり、応答が無い場合、OUTRANGE 状態へ遷移する(C10-RTSP リクエスト送信エラー、レスポンス受信タイムアウト)。

サーバは SET_PARAMETER を受信すると OUTRANGE 状態へ移行する(S10-1)。

タイマ起動

OUTRANGE 状態へ移行すると、クライアントは Activity タイマ、AutoPlay タイマを起動。サーバは Activity タイマを起動。

OUTRANGE 状態での在圏検出

クライアントは、無線リンクからの通知により在圏を検出し、SET_PARAMETER を送信する。応答がある場合、READY 状態へ移行する(C9-1)。送信できなかつたり、応答が無い場合、状態の変化なし(C11)。

サーバは SET_PARAMETER を受信すると READY 状態へ移行する(S9-1)。

再生再開

READY 中、クライアントは AutoPlay タイマ動作中ならば自動的に PLAY を送信する。AutoPlay タイムアウト時はユーザ操作により PLAY を送信する。応答がある場合、PLAYING 状態へ移行する(C4-1)。送信できなかつたり、応答が無い場合、OUTRANGE 状態へ移行する(C10-RTSP リクエスト送信エラー、RTSP レスポンス受信タイムアウト)。

サーバは PLAY を受信すると PLAYING 状態へ移行する(S4-1)。

Activity タイムアウト

OUTRANGE 中、クライアントは Activity タイムアウトにより TEARDOWN を送信する。無条件で INIT 状態へ移行する(C12-2)。

サーバは TEARDOWN を受信すると INIT 状態へ移行する(S11-2)。また、Activity タイムアウトにより、INIT 状態へ移行する(S11-4)。

3.2.1.3. 制御処理

本章では、クライアントとなる移動端末が圏外に流出、圏内流入またはベアラ切り替えを行ったときの mRTSP の処理の流れを説明する。移動端末の圏外流出形態により、次の 3 処理観点が考えられる。

- ・ 圏外流出状況
- ・ 圏外流出時間
- ・ 圏外流出要因

以下、それぞれについて説明する。

- ・ 圏外流出状況

SNR 値などにより電波状況悪化を検出、またはあらかじめベアラ切り替えを認識し、圏外対処の処理を行う場合と、予測できずサーバ・クライアント個別に停止状態に遷移する場合がある。

- ・ 圏外流出時間

アクティビティタイムの導入により、圏外流出時にサーバは通常より長くセッションを維持することになる。この時サーバは、サーバ内の負荷状況などの理由により、サーバ主体でセッションをクローズすることも可能である。さらに自動再生タイマを設け、短時間の圏外流出時は圏内流入後自動再生を行うが、一定時間を超過した場合にはユーザの再生続行意思を問い合わせる。

- ・ 圏外流出要因

トンネルや基地局ハンドオーバーなどのような同一ベアラにおける圏外流出と、異種ベアラ間の切り替え時とでは、圏内流入後のセッション制御が多少異なる。後者の場合は、接続後にサーバ側に無線品質の変更を通知することにより、シームレスな切り替えが期待できる。

以下、各観点での処理の流れを説明する。

- ・ 圏外流出状況

移動端末がトンネル内に移動する(図 3.4)など、突然圏外に出る場合には、クライアントから

サーバへ通知する前に通信不可能な状態になる。このときクライアント側は、データリンクモニタから圏外流出通知を受け取ると、QoS マネージャからセッションマネージャへ圏外を通知し、セッションマネージャは状態を OUTRANGE へ移し在圏フラグ(In_Range)をオフにする(図 3.5)。一方サーバ側の QoS マネージャは、RTCP の RR の受信途切れにより通信断を検出し、QoS マネージャからセッションマネージャへ圏外が通知され、セッションマネージャはセッション状態を OUTRANGE に移すと同時に在圏フラグをオフにする。このようにして圏外流出をあらかじめ予測できなかった場合には、サーバ・クライアント独立に停止状態に遷移し、ストリーミング転送を中断する。このとき、サーバとクライアントで異なるタイムアウト値を保持することが想定されるが、この場合にはクライアントは圏外状態でありながらサーバは在圏状態というケースがある。このように一時的に状態の不一致が起こるが、例えばサーバの在圏状態において、クライアントから圏内流入通知を受信しても問題が無く、最終的には矛盾無く同期が取れるように状態を遷移させる。例えば、クライアントは RTP 受信タイムアウト後圏外状態となり、QoS マネージャから在圏が通知されると、サーバに対して SET_PARAMETER の In_Range=1 を送信する。このときサーバは、クライアントとタイムアウト値が異なるため PLAYING 状態であり、そのまま READY 状態に移行して転送を停止する。その後クライアントはユーザからの PLAY 要求を受信してサーバに PLAY を送信すると、サーバは PLAYING 状態に移行して転送を再開する。

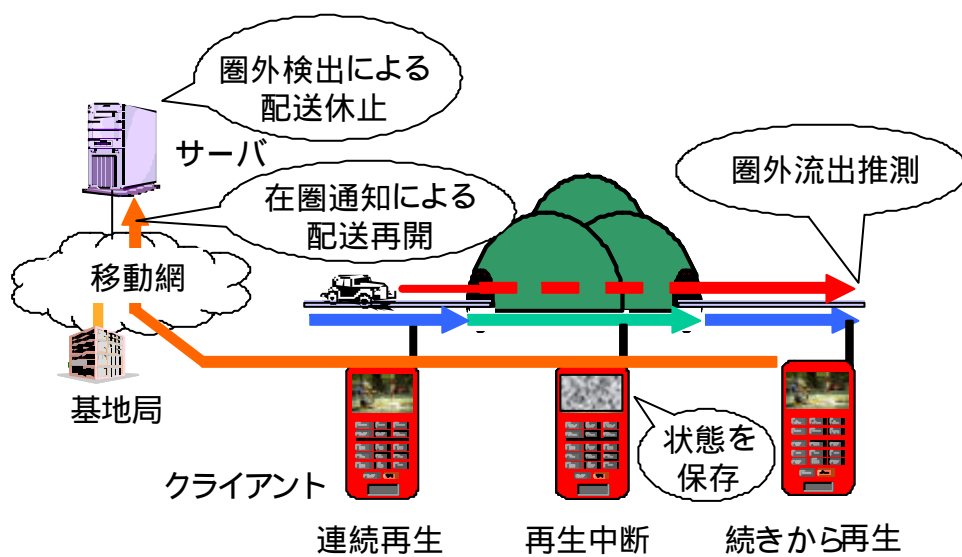


図 3.4: 圏外流出ケース

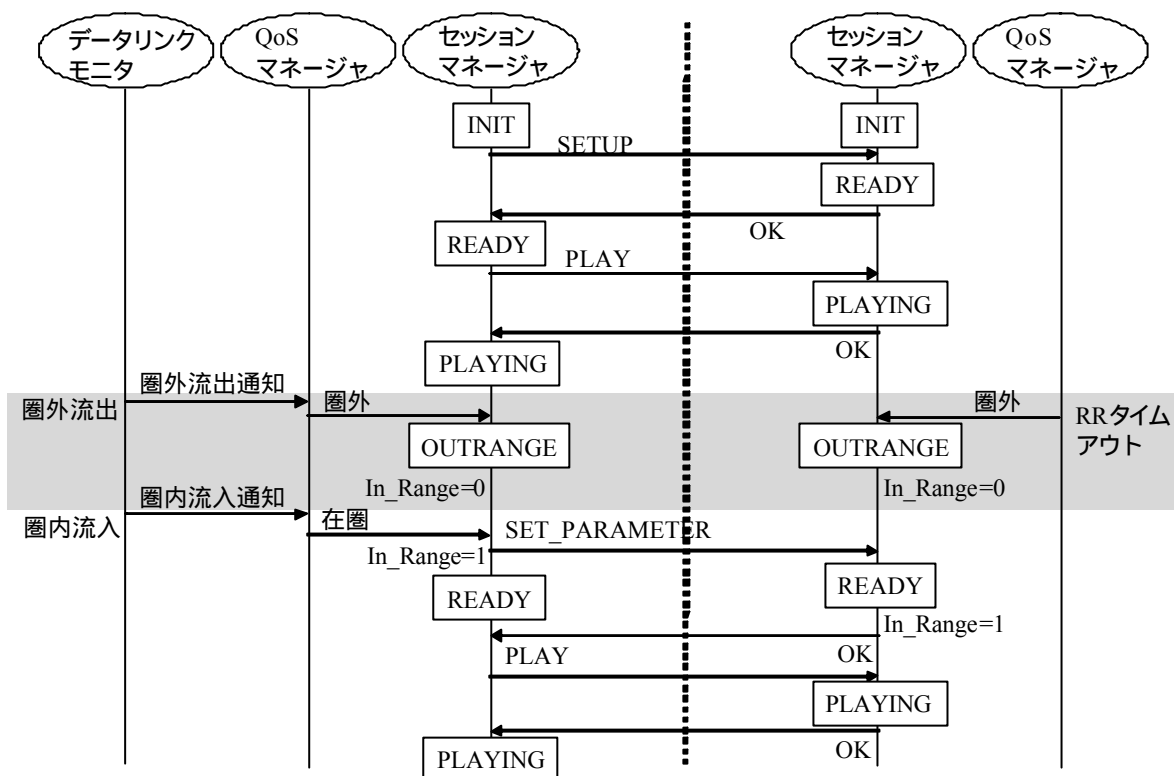


図 3.5: 圏外流出時(短時間)のシーケンス

一方、ある程度圏外流出を予測できた場合には、クライアントからサーバへ SET_PARAMETER メッセージが送信される。サーバでは OUTRANGE 状態に移行して在圏フラグがオフとなりアクティビティタイマが有効化される。同時に圏外流出後にサーバ側では QoS マネージャからセッションマネージャへ圏外が通知される。例えば、無線 LAN では SNR や RSSI 値の低下や IMT-2000 では電力制御による消費電力増加などにより圏外流出をある程度予測することも可能である。

- ・ 圏外流出時間

圏内流入時は、クライアント側では QoS マネージャはデータリンクモニタから在圏通知を受け取りセッションマネージャへ在圏を通知する。セッションマネージャは READY 状態に移行して在圏フラグをオンにすると同時にサーバへ SET_PARAMETER メッセージを送信し、サーバ側では READY 状態に移行して在圏フラグをオンにし、OK を応答する。さらに圏外流出が短時間のため自動再生タイマのタイムアウト以前に在圏となった場合には、SET_PARAMETER に続いてクライアントが PLAY メッセージを送信し、OK を受信したら PLAYING 状態に移行する。その後、ストリーミングメディ

ア転送を続行する。

一方、在圏流入後自動再生タイマがタイムアウトしていたら、在圏フラグはオンにしてもクライアントは直ちに再生要求を送信せず、GUI を表示するなどユーザの再生意思への問い合わせを行う。また、長時間圏外流出した後アクティビティタイマがタイムアウトした場合には、たとえ在圏フラグがオンでもサーバ・クライアントが独立に READY から TEARDOWN へ遷移し、接続を切断する。

- ・ 圏外流出要因

方式の異なる無線リンクを適時切り替えながら同一ストリーミングを受信するケースが想定される(図 3.6)。例えば、外出先では IMT-2000 を使用し、帰社後社内では無線 LAN に切り替え、同一のメディアストリーミングを無線リンクに応じた品質で再生する。この場合は、クライアント側でデータリンクモニタが QoS マネージャにベアラ切り替えを通知すると、QoS マネージャはセッションマネージャにベアラ切り替え要求を送信する(図 3.7)。クライアント側のセッションマネージャはサーバ側に RTSP の SET_PARAMETER メッセージを送信し、両端で READY 状態に遷移する。その後、クライアント側の QoS マネージャはデータリンクモニタからベアラ切り替え終了と同時に切り替え先のベアラの通信品質の情報を受け取ると、セッションマネージャにベアラ切り換えを通知する。クライアント側のセッションマネージャからサーバ側へ RTSP の SET_PARAMETER と PLAY メッセージが送信され、ベアラ切り替え後メディアストリーミング転送が再開される。

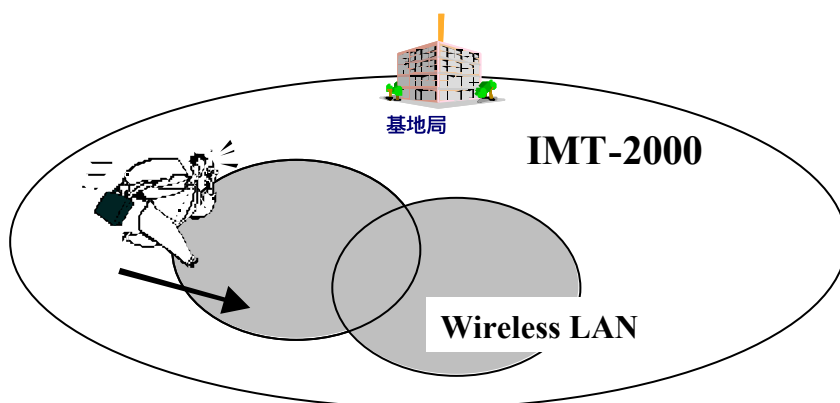


図 3.6: ベアラ切り替えケース

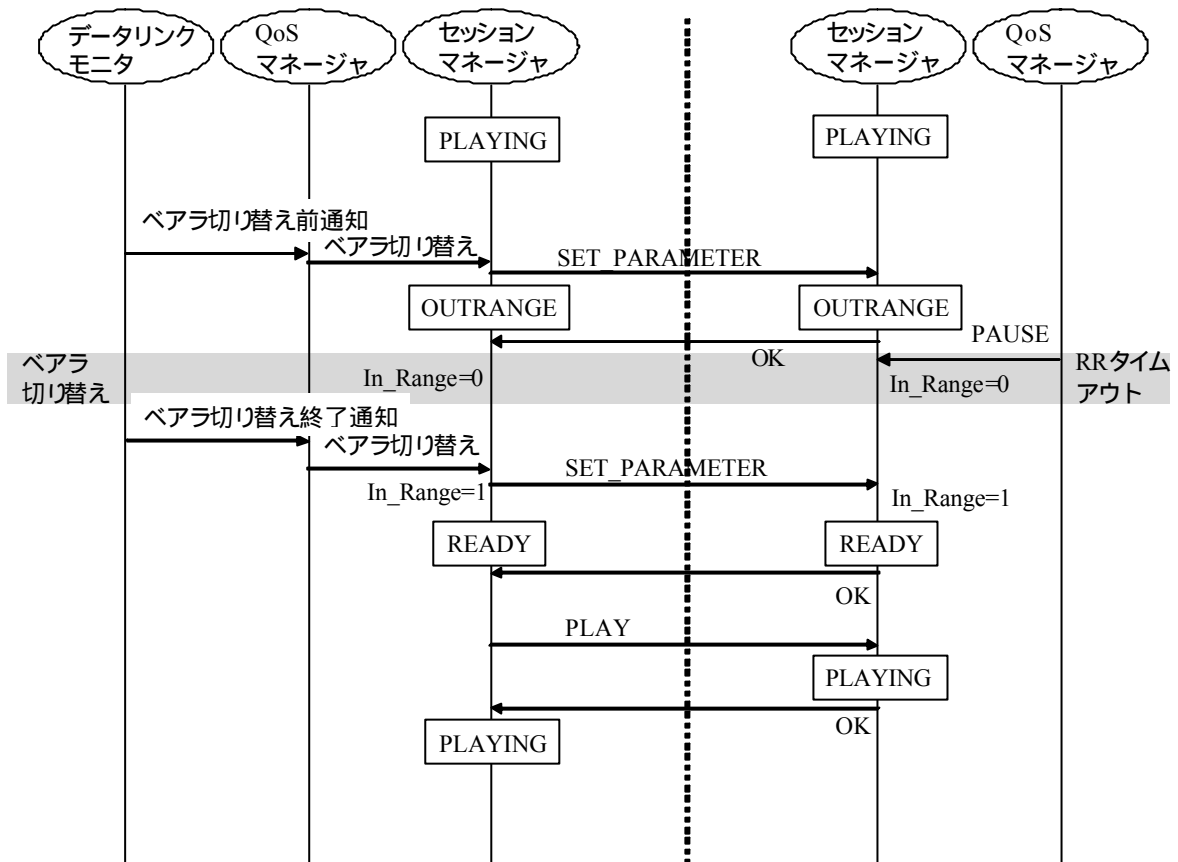


図 3.7: ベアラ切り替え (IMT-2000/無線 LAN) 時のシーケンス

3.2.2. 設計および実装

本研究で提案する mRTSP を試作開発中のモバイル QoS システム上に実装し、評価を行った。本モバイル QoS システムでは、ネットワークの状況に適応したエンドツーエンド型の QoS 制御を提供する。特に、無線リンクに特徴的な、無線区間の帯域幅とエラー率の変動に追従した制御を行う。さらに、ユーザが時間的解像度・空間的解像度などの QoS 制御の仕方をポリシーとして選択できる。例えばワイヤレスネットワーク通信状況悪化時には、ユーザの QoS ポリシに応じてフレームレートの低下や画像の DCT 係数の削減などの処理を行うことにより、転送レートを低下させパケットロスを回避する。このような制御を実現するためにクライアントでは、受信した転送データを常にモニタリングし、ネットワークの状況を RTCP の RR(受信レポート)としてエンドツーエンド型でサーバに応答する。

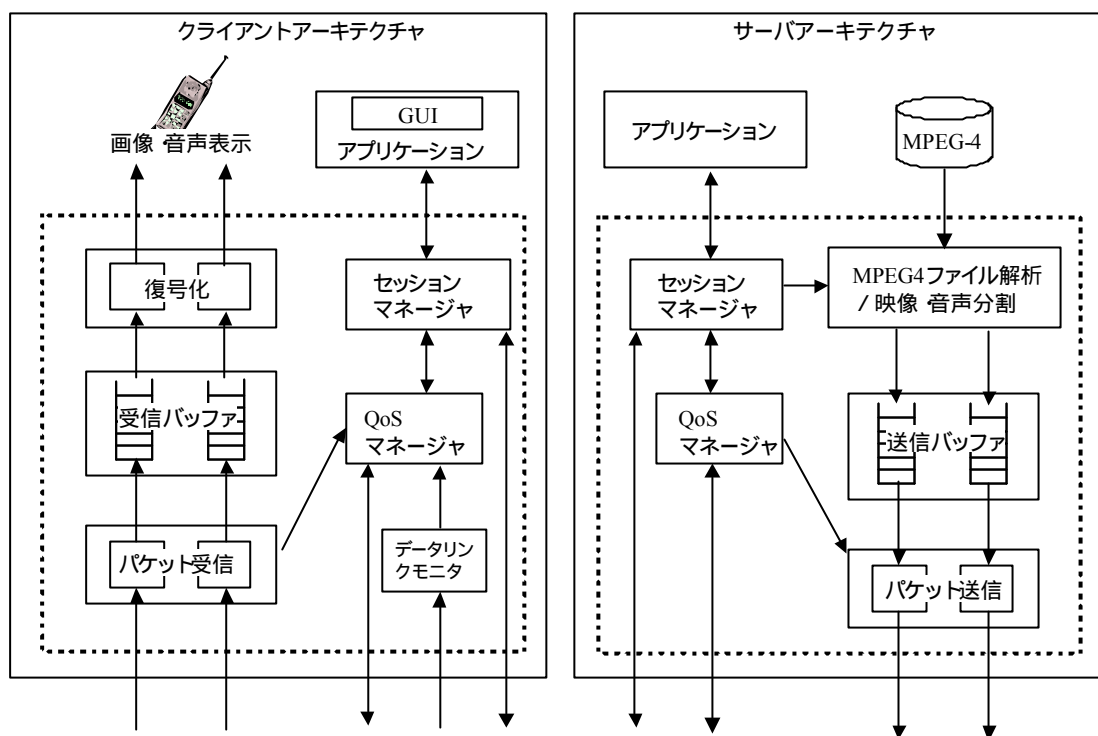


図 3.8: モバイル QoS システム構成図

本 QoS システム(図 3.8)は Windows98/2000 上で動作し、システム構成においては対象が MPEG4 データ転送ストリームとその制御用コネクションとの 2 系統の通信を司る。MPEG-4 ストリームの構成をサーバ・クライアント間で RTSP を用いて交換後、ストリーミングを開始する。サーバ側では MPEG-4 のコンテンツファイルを読み込み、映像と音声データを別々の RTP セッションとしてネットワークに送信する。クライアント側では RTP パケットを受信すると受信バッファに格納する。また、定期的に受信バッファからデータを取り出し、復号化して表示する。再生中、停止やユーザポリシ切り替えなどのセッション制御はユーザインタフェースを介してセッションマネージャ間でやりとりされる。一方、MPEG-4 ストリーミングと平行して、QoS マネージャは受信パケットの RTP ヘッダをモニタリングし、受信状況を RR(Receiver Report)としてサーバ側へ応答する。サーバは、RR のパケットロス率などの値から、クライアントの受信レートを算出し、結果によりポリシに応じた QoS 制御を行う。

3.2.3. 評価

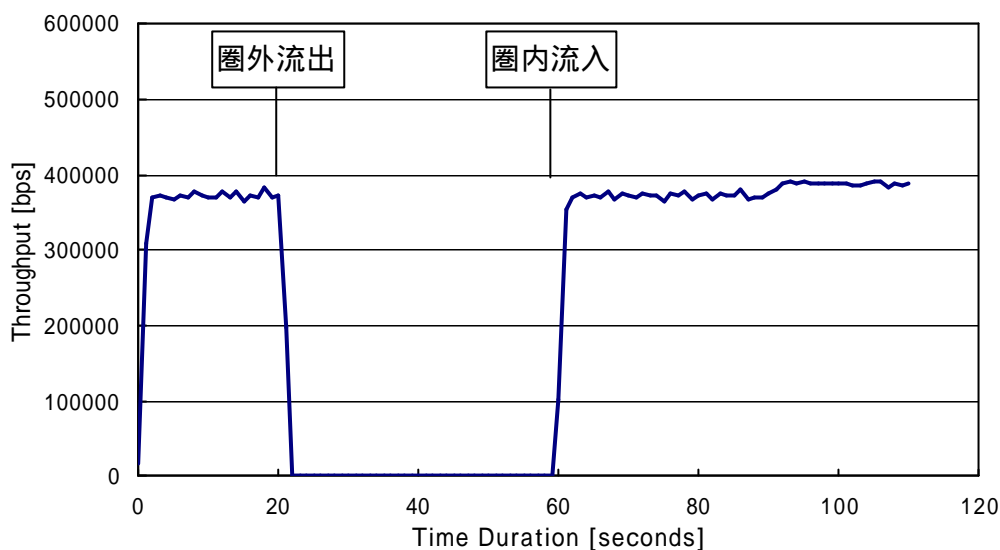


図 3.9: 圏外・在圏試験時の通信スループット時間変化

評価実験では、トンネル内にクライアントが移動したという設定で、意図的に短時間無線リンクを切断する。このときサーバ側ではストリーミング配信を一旦停止し、トンネルから出て電波状況が復帰すると、トンネルに入る前の続きから自動再生される。機能試験では、セッション開始後 20 秒目で無線 LAN カードのアンテナ部を手で覆い、電波の受信レベルを擬似的に低下させた。その結果、図 3.9 に示されるようにサーバ・クライアント独自にセッション停止を判断して状態遷移を行ったため、スループットが一時的にゼロになった。その後、60 秒付近で無線リンクを復帰させると、無線 LAN カードのインタフェースからセッションマネージャにその旨が通知され、再生メッセージがサーバに転送されたセッションが続行されることを確認した。

3.3. モバイル向けレート制御方式

3.3.1. 課題

無線リンク環境においては、基地局ハンドオーバーやフェージング、さらに在圏/圏外流動やチャンネル切り替え等の無線リンク特性の影響により、エンドツーエンドで観測されるネットワーク状態の変化の度合いが大きい。その上、次の理由により効果的なレート制御を施すことが難しい。

(1) 有線ネットワークと比べて IMT-2000 や PDC-P などの無線ネットワークは RTT が最低でも数百ミリ秒と大きいことが知られている [87]。さらに、無線区間上のデータリンクプロトコル ARQ

により、電波状況の悪化に伴うパケットエラーを再送により回復処理するため、無線区間上のパケットロスが遅延時間の増大を引き起こす。このように、クライアント - サーバ間の遅延時間が大きく、従来のエンドツーエンド型のモニタリング・レポート報告方式では状況変化に迅速に反応することができない。

(2) 網の状況悪化の原因が特定できず、変化が一時的なゆらぎか、継続的なものかの判別が難しいため、無駄なレート制御や制御の発振になりかねない。

(3) エンドツーエンドで状況を測定する場合、途中のネットワークの状況を正確に把握できないため、状況変化によるレート制御により別の要因が発生し、かえって制御が逆効果に働くといった制御の影響予測が付きづらい。

(4) 特に輻輳解除や電波状況の改善など、回復タイミングを掴みずらく、試行的な方法に頼っている。

表 3.2: ネットワーク状況変動要因

ネットワーク状況変動要因		ネットワーク情報	エンドツーエンド情報
在圏・圏外		在圏・圏外通知	転送パケット確認応答
帯域変動(チャンネル切り替え、ハンドオーバー)		チャンネルレート	受信レート
電波状況悪化・改善	ロスがバースト	パケットエラー率の変化量、中継キュー変化大	パケットロス数・遅延時間・ネットワーク滞留量
	ロスがランダム	パケットエラー率	
他トラフィック混雑・輻輳		中継キュー使用量	

ここで、モバイルネットワーク状況の変動要因と、サーバ・クライアント型のストリーミングシステムにおいて状況認識・制御判断材料となるパラメータの対応を表 3.2 に示す。表 3.2 中のネットワーク情報とは、経路上に位置する中継ノードが保持する情報を示し、網側からエンドシ

システムに対して供給される。また、エンドツーエンド情報はエンドノードの受信トラフィックのモニタリング等により取得される情報を示す。表 3.2 が示すように、無線リンクにおける電波状況悪化やトラフィック輻輳の際、エンドツーエンド型ではパケットロスや遅延時間など画一的にしか把握できず、要因の切り分けが困難である。さらに、モバイルネットワーク環境において特徴的な在圏・圏外に関しても、エンドノードで転送パケットの確認応答の未受信タイムアウトを起こして初めて状況変化を認識する。このように、エンドツーエンド型では変化の種別に応じた迅速かつ効果的な制御が難しい。そこで本研究では、上記の問題を解決するために、クライアントから受信状況として報告されるエンドツーエンド情報と通信網から取得するネットワーク情報を併用する。両者を組み合わせ、または使い分けることにより、ストリーミングサーバ側でより効果的なレート制御を実現する。

3.3.2. 制御方式

クライアントの受信レポートを用いたエンドツーエンド型でネットワーク通信状況を推定する方法は誤差・遅延が大きくなり、ネットワーク状況への適応性に問題が生じる。このため、中継ノードから通信状況の情報を取得し、送信側へ通知する方式を提案する。ここでは、サーバ・クライアントで構成されるエンドツーエンドに対し、網上の基地局やゲートウェイなどの装置を総称して中継ノードとする。すなわち中継ノードとは、エンドツーエンドの通信経路上に位置し、エンドノードに対してネットワーク状況を通知する。

本中継ノードが提供する機能を以下に示す。

- ・ネットワークの状況悪化、改善などの変化を迅速にエンドノードに通知すること。
- ・ネットワークの状態変化の要因をエンドノードが推測し、問題の切り分けが図れるようにすること。
- ・エンドノードが施した制御の効果を、エンドが迅速に計れるようにすること。

さらに、エンドツーエンド情報およびネットワーク情報をストリーミング配信のレート制御に活用するため、サーバ側にはエンドツーエンドレート制御機能とネットワーク情報活用制御機能を導入する。エンドツーエンドレート制御機能では、エンドのバッファ使用率、受信数やパケットロス数、RTT 値などのクライアントからの受信レポートを元に、受信レートや遅延時間、ネット

ワーク滞留量などを評価し、マルチメディアコンテンツの符号化レート、ネットワークへの送出レートの切り替えを行う。例えば、RTP 通信であれば RTCP の RR(Receiver Report)などが本用途に利用できる。一方、ネットワーク情報活用制御機能では、チャンネルレートやバッファ使用量など中継ノードから供給されるネットワーク情報を加味したレート制御を行う。これらの制御により、端末の移動に伴いネットワーク情報供給が受けられない網に移動した場合は、通常のエンドツーエンド型レート制御を行い、網からの情報が取得できる場合にはネットワーク情報活用型レート制御を用いてより迅速かつ正確な QoS 制御を施すことが可能となる。次節にその詳細について述べる。

3.3.2.1. ネットワーク情報と管理エージェント

本方式では、エージェントという論理的な機能主体において、中継ノードからバッファ使用量、チャンネルレートなどのネットワーク情報を SNMP(Simple Network Management Protocol[77])の MIB(Management Information Base[78])情報として取得し、サーバへ通知する[88]。本エージェントは主に、移動通信状態を含むネットワーク情報のインターネット側への提供機能と、MIB などを用いて取得されたネットワーク情報の通信プロトコル毎の制御パケットへの変換機能に大別される。それぞれを司るエージェントを図 3.10 のようにモバイルインターネット環境に配置する。

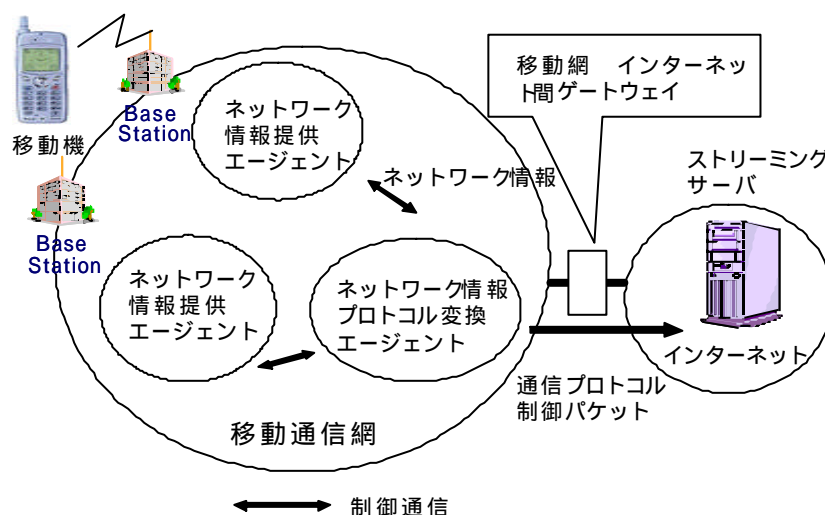


図 3.10: ネットワーク情報提供/プロトコル変換エージェント

ネットワーク情報提供エージェントとネットワーク情報プロトコル変換エージェントを分割した理由は、二つのエージェントを分散配置できることにある。例えばネットワーク情報提供エー

エージェントは基地局などの中継ノードに、ネットワーク情報プロトコル変換エージェントは網間のゲートウェイ装置上に配置する。このように分散配置することにより、プロトコル変換エージェント側でセッション開始時にセッション情報を一旦取得すれば、受信ノードの移動によりネットワーク情報提供エージェントが変わっても、セッション終了までセッション情報を維持できる。そのためには、ネットワーク情報プロトコル変換エージェントは受信ノードとなる移動機とネットワーク情報提供エージェントの対応付けを行えることを前提としている。また、網内のネットワーク情報を網外のノードから直接参照することは、セキュリティなどの点から難しくなっており、このような場合にも網のゲートウェイなどで必要十分な情報に加工して提供することもできる。さらにネットワーク情報プロトコル変換エージェントを、プロトコルプロキシと組み合わせることも考えられる。

- ・ネットワーク情報提供エージェント(例:SNMP エージェント)

無線リンクの状態を示す情報(表 3.3)を MIB 情報として定期的を取得し、プロトコル変換エージェントに提供する。

表 3.3:ネットワーク情報

チャンネルレート(kbps)
バッファ使用量(KBytes)
在圏、圏外状態
パケット送出レート(kbps)
パケットロス率(%)
バッファ溢れによるパケットロス量(bytes)

- ・ネットワーク情報プロトコル変換エージェント(例:RTCP エージェント)

サーバの QoS 制御モジュールに対し中継ノードから取得したネットワーク情報を統一的なインタフェースで示すため、ネットワーク情報提供エージェントに定期的にお問い合わせを行ない、取得した MIB 情報をエンドツーエンドのトランスポートプロトコル(例:RTCP)に変換し、図 3.11 に示すようにサーバ側に制御パケットとして送信する。サーバでは、トランスポートプロトコル制

御部において、ネットワーク情報を含む制御パケットを解釈し、サービス品質制御を行う。このように、ネットワーク情報のプロトコル変換を行い、エンドツーエンド型の受信レポートと中継ノードのネットワーク情報の制御パケットフォーマットを共通化することにより、レート制御側となるサーバはエンドツーエンド型制御とネットワーク情報活用型制御との統合化を行うことが可能になる。

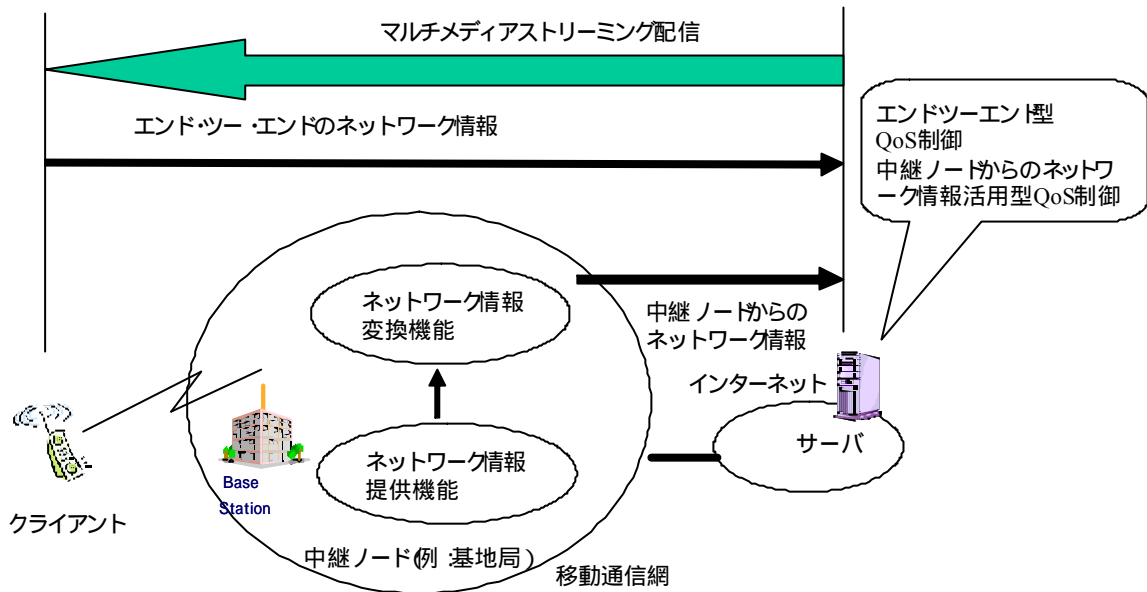


図 3.11: エンドツーエンド情報とネットワーク情報

3.3.2.2. ネットワーク情報併用機能

次に、サーバにおいて両情報を使って実現される機能と処理シーケンスを示す。

- ・ 情報保持機能

トランスポートプロトコル制御パケットの受信に伴い、エンドツーエンド情報またはネットワーク情報の両者を切り分けて保持する。さらに例えば、エンドツーエンド情報の場合には、RTTや受信レートなどについて現在値と過去 N 秒間の平均値を保存する。

- ・ 情報判定機能

保持したエンドツーエンド/ネットワーク情報からレート制御の判定を行う。ネットワーク情報受信時には、ネットワーク情報のみ能動的に活用し、レートを判定する。一方、エンドツーエンド情報受信時には、基本的にはエンドツーエンド情報によりレート制御を行うが、ネットワーク

活用型レート制御の結果を踏まえ、制御の重複や発振を避けるためにネットワーク情報を受動的に活用する。

・情報活用レート制御機能

判定結果に基づきレート増加、減少、在圏・圏外処理を行う。

次に、図 3.12 を用いてエンドツーエンド型およびネットワーク情報受信時のレート制御処理シーケンスを示す。

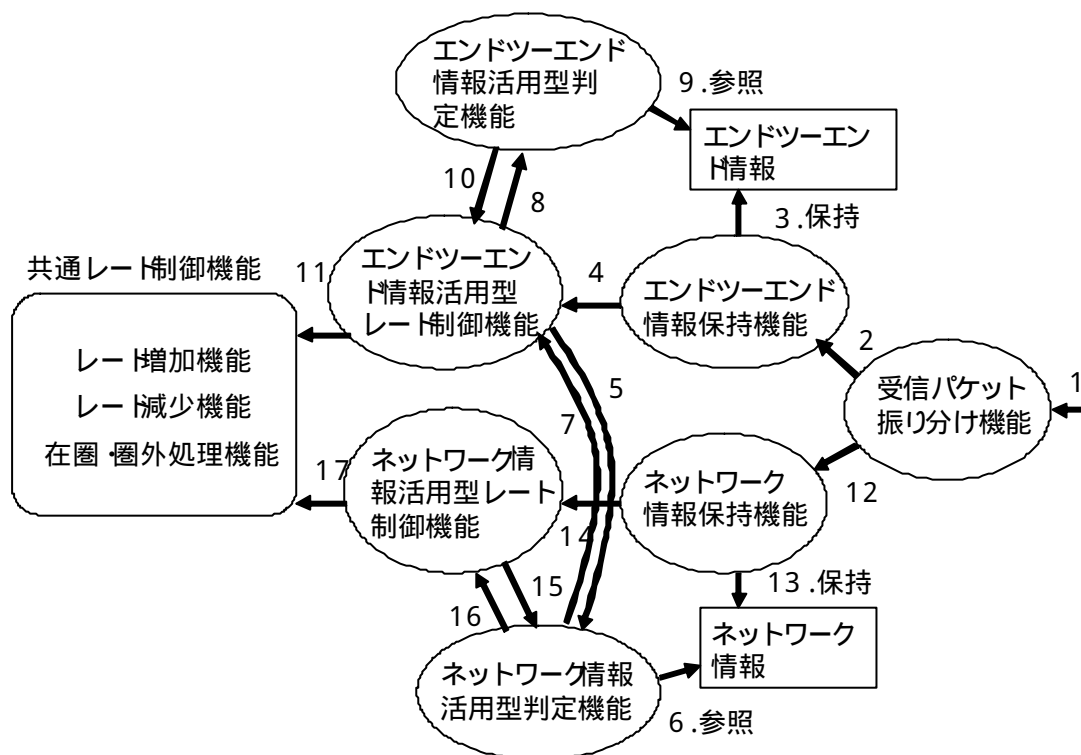


図 3.12: エンドツーエンド情報およびネットワーク情報受信時のレート制御処理シーケンス

(1) エンドツーエンド型情報受信時のレート制御処理シーケンス

(1.1) エンドツーエンド型情報(RTCP の RR)を受信すると、エンドツーエンド情報として保持する。(図 3.12:1, 2, 3)

(1.2) エンドツーエンド情報活用型レート制御機能では、ネットワーク情報が保持されていたらネットワーク情報活用型判定機能において、レートの増加/減少の可否判定を行う。(4, 5, 6, 7)

(1.3) さらに、エンドツーエンド情報活用型判定機能においてレート制御の判定を行う。(8, 9, 10)

(1.4) 判定結果に基づき、共通レート制御機能においてレート・モードの増加・減少を実行する。

(11)

(2) ネットワーク情報受信時のレート制御処理シーケンス

(2.1) ネットワーク情報(RTCP の APP:BSTN タイプ)を受信すると、ネットワーク情報として保持する。(1, 12, 13)

(2.2) ネットワーク情報活用型レート制御機能では、ネットワーク情報活用型判定機能においてレート制御の判定を行う。(14, 15, 16)

(2.3) 判定結果に基づき、共通レート制御を行う。(17)

次に、提案方式を用いたストリーミングサーバ側での具体的なレート制御処理について述べる。まず、基本となるレート制御のアルゴリズムについて述べ、次に再送制御や在圏・圏外制御などレート制御と関連する他の制御について述べる。

・基本レート制御

本方式のエンドツーエンド型レート制御では、エンドツーエンド情報を受信すると、現在のエンドツーエンドのネットワーク状態としての中継ノードのバッファ量を算出する。さらにこの予測されたネットワーク状態とあらかじめ設定した理想値との差分から次に転送するパケットの送出レートを予測し、次に転送する符号化レートを決定する。このバッファ理想値に関しては、網全体を単一のネットワークバッファとみなし、溢れず枯渇しない程度に常に一定量データが滞留している状態にあり、チャンネルレートの変動やエンドツーエンドの制御遅延をある程度吸収できることが望まれる。

まず、サーバは通信中の RTT の最小値を RTT_{min} として保持する。さらに、エンドツーエンド情報から求められる受信レート V_r と中継ノードでのバッファ内遅延時間($RTT - RTT_{min}$)から、中継ノードにおけるバッファ量 B を、

$$B = V_r \times (RTT - RTT_{min}) \quad \text{数式 1}$$

と予測する。これより、中継ノードのバッファ量が理想値 B_{exp} に近づくように、次の x 秒間の送出レート V_{s1} を、

$$V_{s1} = V_r - (B - B_{exp}) / x \quad \text{数式 2}$$

と決定する。例えば、次の 1 秒間で理想バッファ量に近づけるためには、送出レート V_{s1} は

$$Vs1 = Vr - (B - B_{exp}) \quad \text{数式 3}$$

となる。

一方、ネットワーク情報活用型レート制御の場合には、ネットワーク情報から中継ノードのバッファ量 B_{cur} と下りチャンネルレートとしての V_r を取得する。さらに、例えばネットワーク情報が 1 秒間隔でサーバに通知されるとした場合、チャンネルレート変化後最大 1 秒の遅れが考えられる。そこで、ネットワーク情報受信時のバッファサイズ B_p は、ネットワーク情報で通知されたバッファサイズ B_{cur} と過去 1 秒間のバッファへの流入データ量 B_{in} (送信データ量)とネットワーク情報から取得されるバッファからの流出データ量 B_{out} から、

$$B_p = B_{cur} + B_{in} - B_{out} \quad \text{数式 4}$$

として補正を行う。本式を数式 3 中の B に代入し、ネットワーク情報活用型レート制御では、次の 1 秒間の送出レート V_{s2} を、

$$Vs2 = Vr - (B_p - B_{exp}) \quad \text{数式 5}$$

と決定する。

次に、上記のレート制御と深く関連し、かつモバイルストリーミング配信に不可欠な他の制御について述べる。サーバにおいて、まず上記の基本レート制御を用いて送出レートを決定する。さらにその得られた送出レートに基づき、クライアントのバッファ量が少なければ送出レートより符号化レートを低下させる(クライアントバッファ枯渇回避)、または再送制御により送出レート中の再送レートの割合を決定するなどの関連制御を行う。

・クライアントバッファ枯渇回避処理

クライアントは RTP パケットをあらかじめ一定時間バッファリング後、復号化および再生を開始する。もし符号化レートとクライアントにおける受信レートが常に一致していれば、クライアントバッファは枯渇しない。しかしながら、特に帯域が低下し、符号化レートの方が受信レートより大きい状態がある程度続くと、バッファは枯渇し再生が停止してしまう。そこで、このような状態を回避するため、エンドツーエンド型でクライアントからバッファ使用量を報告させ、閾値を下回る場合、バッファがある程度溜まるまでサーバからの送出レートおよび符号化レートを基本レート制御で決定した値よりも一定率増加させる。この報告するバッファ使用量について本

研究では、バッファ内パケット量ではサーバが実際に必要なバッファ消費時間が見積もれないと判断した。なぜなら、バッファ内のパケット量が大きくてもパケットの符号化レートが大きければ、再生によりバッファが短時間で消費されバッファ枯渇になりかねないからである。このため、クライアントバッファ中の最初と最後のパケットの再生時間を取得し、サーバ側に通知することとした。このときさらに、ネットワーク情報として中継キューの使用量が大きいことが通知されると、サーバは基本レート制御で決定した送出レートより一定率低下させた符号化レートのコンテンツを取得する。しかしながら、求めたコンテンツを基本レート制御で決定した元の送出レートで送信する。このようにネットワーク情報型では符号化レートを低下させながら、送出レートを維持することで、送出レートを一定に保ちながらクライアントバッファを回復させることができる。従って、クライアントバッファ枯渇と中継キューの溢れを防止することが可能となる。

・再送制御

本システムでは、無駄な再送の回避のため、エンドツーエンド型でサーバ・クライアント間の RTT を考慮しながら再送可否判断をサーバ側で行っている。具体的には、サーバは RTP で定義された測定方法により毎秒 RTT を測定し、クライアントから報告される RTP 再生時刻と比較することにより、再送パケットが再生時刻に間に合うかどうかを判断し、間に合う重要度の高いパケットのみを再送している。このときさらに、ネットワーク情報の中継キュー使用量をもとに、再送パケット送出レートと通常のストリームの送出レートの制御を行い、再送パケットに因るネットワーク輻輳を回避する。すなわち、ネットワーク情報により中継バッファが少なければ基本レート制御で決定した送出レートに再送パケットを加算して送出する。一方、中継バッファが多くなっていれば通常の転送パケットと再送パケットを合わせて基本レート制御で決定した送出レート内に収まるよう、通常の転送量を低下させる。

・在圏・圏外処理

エンドツーエンド型での圏外流出のサーバ・クライアント側での認識は、RTCP/RTP 未受信タイムアウトによる。このときは、サーバ・クライアント独立にセッション一時停止状態に移行する。さらにクライアントはデータリンクからの通知などにより圏内流入を検知すると、サーバ側へ RTSP を用いて在圏通知を送信し、サーバはセッションを再開する。しかし、このエンドツーエン

ド型の在圏・圏外処理は RTCP パケットの未受信をトリガとしているため、輻輳により中継ノードで RTCP パケットが廃棄されたのか、圏外によるものかの区別が難しい。このため、RTCP 未受信タイムアウトのタイマ設定値が小さすぎると、ネットワーク輻輳時を圏外と誤認識し、セッションが途切れることが予想される。一方、ネットワーク情報活用型制御においては、中継ノードからの在圏、圏外通知によりサーバは在圏・圏外処理に入る。すなわち、圏外流出時は現在のセッションの状態を保存して一時停止状態に入り、圏内流入時は即座に続きからセッションを再開する。

3.3.3. 設計と実装

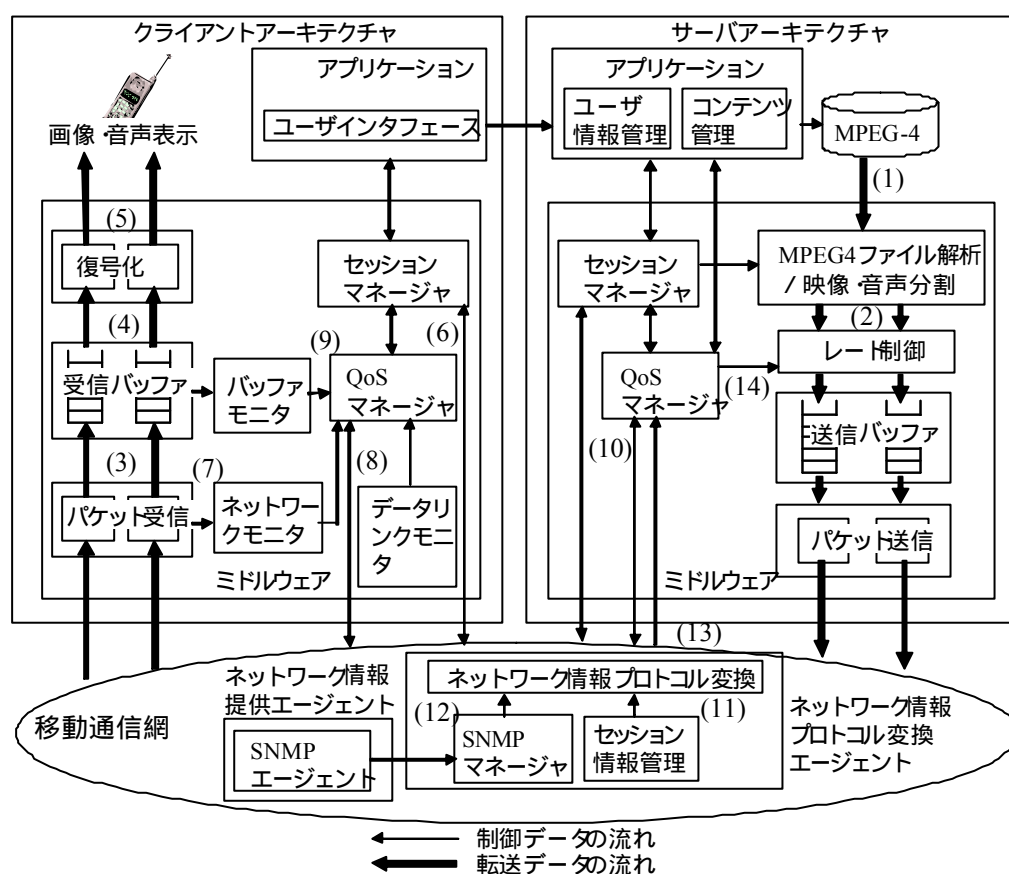


図 3.13: モバイル QoS システム設計図

提案方式を組み込んだモバイル QoS システムの構成図を図 3.13 に示す。本モバイル QoS システムは 3.2.2 章と同様に Windows98/2000 上で動作し、MPEG-4 データ転送ストリームとその制御用コネクションとの 2 系統の通信を司る。

まず、各モジュールを説明する。図 3.13 左がクライアント、右がサーバ、下が中継ノードを示す。サーバは、コンテンツ管理やユーザ情報の管理を行うアプリケーションと、コンテンツファ

イルの読み込みや RTP パケット転送を行う MPEG-4 解析・レート制御・パケット送信モジュール、RTSP によりセッション制御を行うセッションマネージャと RTCP によりレート判定などを行う QoS マネージャに分かれる。

クライアントは、ユーザインタフェースとなるアプリケーションと、RTP パケットの受信・バッファリングや MPEG-4 の復号化モジュール、さらにパケットの受信状況をモニタリングするネットワークモニタ、クライアントバッファの使用量をモニタリングするバッファモニタと、監視結果を RTCP でサーバ側に通知する QoS マネージャ、QoS マネージャに対し無線リンクの状態を通知するデータリンクモニタ、サーバ側と RTSP の交換を行うセッションマネージャから成る。

移動通信網の中継ノードには、SNMP エージェント機能となるネットワーク情報提供エージェントと、網上のセッション情報を取得し、セッション毎に SNMP エージェントに問い合わせを行い結果をプロトコル変換するネットワーク情報プロトコル変換エージェントがある。

次に、ストリーミング通信の流れを示す。MPEG-4 ストリームの構成をサーバ・クライアント間で RTSP を用いて交換後、ストリーミングを開始する。サーバ側で MPEG-4 のコンテンツファイルを読み込み(1)、映像と音声データを別々の RTP セッションとしてネットワークに送信する(2)。クライアント側では RTP パケットを受信すると受信バッファに格納する(3)。また、定期的に受信バッファからデータを取り出し(4)、復号化して表示する(5)。再生中、停止や解像度切り替えなどのセッション制御はユーザインタフェースを介してセッションマネージャ間でやりとりされる(6)。一方、MPEG-4 ストリーミングと平行して、ネットワークモニタは受信パケットの RTP ヘッダをモニタリングし(7)、受信状況を RR としてサーバ側へ応答する(8)。さらに受信バッファモニタは受信バッファの RTP パケットタイムスタンプ情報を APP(Application-defined RTCP Packet)としてサーバ側へ応答する(9)。サーバは、これらのエンドツーエンド型ネットワーク情報を受信すると(10)、RR のパケットロス率などの値からクライアントの受信レートを算出し、結果により解像度に対するユーザの優先度に応じた QoS 制御を行う。これに加え、網内に存在するネットワーク情報プロトコル変換エージェントは、ネットワーク上のセッションをモニタリングし、サーバ・クライアントそれぞれの IP アドレスやポート番号などのセッション情報を取得する(11)。さらにネットワーク情報提供エージェントから MIB 情報を取得する(12)と、あらかじめ保持するセッシ

ョン情報を元に RTCP 制御パケットへの変換を行ない、APP としてサーバへ応答する(13)。サーバは、このネットワーク情報を受信すると、バッファ占有率やチャネルレートなどの値からネットワーク情報活用型レート制御を行う(14)。

3.3.4. 評価

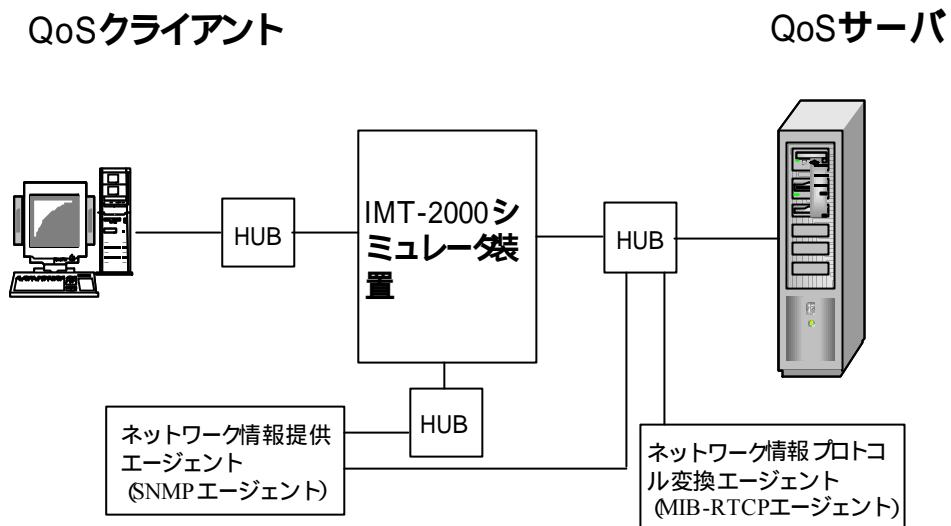


図 3.14: 実験環境構成図

表 3.4: 評価条件

条件	値
チャネルレート	64 , 128 , 384Kbps
最大バッファ量	40KBytes
パケットロス率	0 , 5 , 10%

提案方式を試作開発中のモバイル QoS システム上に実装し、IMT-2000 ネットワークシミュレータ装置[87]を介してサーバ - クライアント間でストリーミング配信実験と評価を行った。評価条件を表 3.4 に、実験構成図を図 3.14 にそれぞれ示す。特にネットワーク特性となる帯域変動については、第 3 世代移動網である IMT-2000 パケットを対象としており、64 , 128 , 384Kbps 等の各チャネルレートが用意されているため、これらのレートを階段状に変化させるようにした。以下、基本特性として平均パケットロス数、帯域変動追従性、さらにレート制御以外の制御との関連性

における評価結果について述べる。

- ・平均パケットロス数

表 3.5:帯域変化時のエンドツーエンド型およびネットワーク情報活用型レート制御の平均パケットロス数/秒の比較(測定条件中、A-B-C とは、最初帯域を Akbps で開始し 20 秒後に Bkbps、40 秒後に Ckbps に設定を変更したことを示す。)

測定条件 (kbps)	エンドツーエンド型			ネットワーク情報活用型		
	0%	5%	10%	0%	5%	10%
64	2.41	2.32	2.45	0.23	0.42	0.68
64-128	2.13	2.31	2.79	0.24	0.44	0.73
64-128-64	2.19	2.49	2.97	0.39	0.25	0.97
64 384	1.84	2.11	2.26	0.42	0.44	0.78
64 384 64	3.20	2.61	3.34	0.57	0.51	1.10
128	1.26	1.28	1.67	0.18	0.12	0.25
128-64	1.46	1.43	1.56	0.15	0.27	0.36
128-64-128	1.42	1.65	1.70	0.17	0.32	0.33
128-384	1.07	1.26	1.32	0.17	0.16	0.50
128-384-128	1.57	1.39	1.48	0.27	0.30	0.25
384	0.00	0.00	0.01	0.00	0.00	0.15
384-64	1.40	0.56	0.61	0.07	0.14	0.58
384-64-384	1.15	0.82	0.86	0.10	0.33	0.43
384-128	0.84	0.53	0.22	0.06	0.07	1.02
384-128-384	0.64	0.37	0.43	0.01	0.04	0.06

帯域変化を施した場合の、ネットワーク情報活用型レート制御とエンドツーエンド型レート制御のパケットロス数の比較結果を表 3.5 に示す。さらに、中継のネットワークシミュレータ装置

においては無線リンク上の PDU パケットエラー率を 0% , 5% , 10%とした。この測定条件の下で RTP の受信パケット数およびパケットロス数を観測し、測定時間で平均化した。さらに同一条件で 2 回測定し、平均化している。この結果、ほとんどの場合においてネットワーク情報活用型の方がパケットロスが少ない。全てのケースを平均すると、ネットワーク情報活用型の平均パケットロス数/秒は 0.30 でエンドツーエンド型は 1.50 であった。

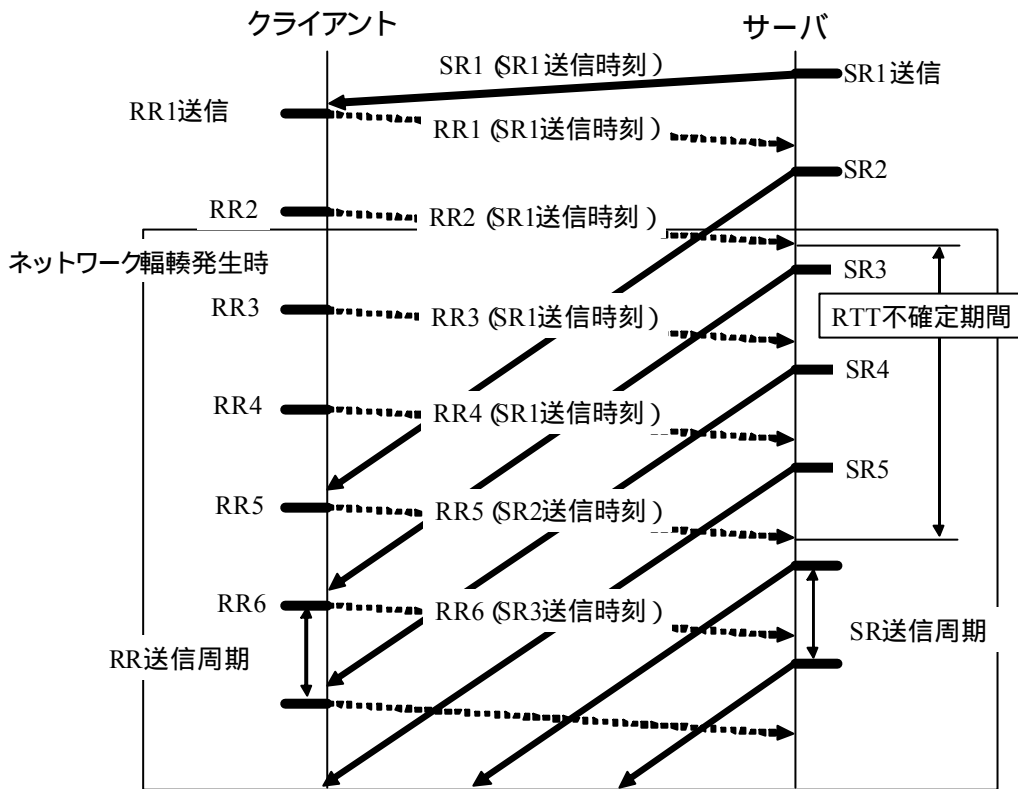


図 3.15: ネットワーク輻轉時の SR と RR の交信タイミング

帯域変動時、特に帯域が急速に低下した時にエンドツーエンド型とネットワーク情報型のパケットロス数の差が大きくなる。これは、帯域が低下した直後は中継ノードのキュー使用量が急速に大きくなることによる。このとき、エンドツーエンド型ではサーバからクライアントに送信される SR(Sender Report)の応答としてクライアントからサーバへ送られる RR により RTT を測定し、中継ノード滞留量を計っている。しかしながら、帯域が低下してキュー使用量が増大したときには、この SR がクライアントになかなか届かず、その結果今回の測定では SR が届かない 4 ないし 5 秒間の RTT は帯域が減少する前の時点の RTT と同値に計算される。例を図 3.15 に示す。サーバが SR2 を送信後、ネットワーク輻轉が発生すると、クライアントでの SR2 の到着が遅れ、その前に

RR2, RR3, RR4 は SR1 の送信時刻を指定してクライアント側に送信されている。これらの情報からクライアントは、輻輳前の SR1 の下り遅延時間と、RR2, RR3, RR4 の輻輳していない上りの遅延時間の和を RTT とするため、SR1-RR1 間の遅延時間の値と変わらず計算される。このため、エンドツーエンド型では、帯域低下時のレート追従性が悪化し、パケットロスを引き起こす。一方、ネットワーク情報活用型では中継ノードからキュー使用量、チャネルレートが報告されるため、帯域低下時もキュー量増大による RTT の測定不可能状態を、報告されるバッファ使用量で修正できる。

また、エンドツーエンド型は特に帯域の小さい 64Kbps の測定条件の時に、ネットワーク情報活用型と比較してパケットロスが大きい。これは、レート制御のアルゴリズムがバッファの理想値 (Bexp) を 384Kbps に合わせた固定値としているため、帯域が小さいほど RTT が大きくなるためである。これから、エンドツーエンド型では前述の理由と同様に RTT の測定不可能状態が長くなり、ネットワーク滞留量の判断を誤ってパケットロスが生じるのに対し、ネットワーク情報活用型ではバッファ使用量でレート判断の補正を行っている。

一方、ネットワーク情報活用型においてエラー率 10%設定で毎秒のパケットロス数が大きくなっているケースが見受けられた。これは、基本レート制御により中継バッファの現在量が理想量を中心に一定周期で上下しており、ちょうどバッファ量が増大した時点で帯域が減少すると、ネットワーク情報活用型においてもレート制御が間に合わないケースがある。さらにこのとき、バッファ量増大の通知を受信してレート減少を行ったとしても、レート判断による送信量が負の値を取るとシステムの送信レートの最低値の 29kbps は送信しているため、計算値よりも実際の中継バッファ量が多くなる。また、このときエラー率を 10%に設定しているが、本シミュレータのエラーパターンは IMT-2000 実網のエラーの実測に基づくものであり、このエラーの周期が連続して発生する場合には一定時間受信レートが 0 になる。このときもネットワーク情報活用型ではレートを低下させるものの最低レート以上で送信するため、結局は中継バッファあふれを引き起こす。

・帯域変動への追従性

帯域使用率(受信レート/チャネルレート)の 80 秒間の平均値を表 3.6 に示す。全てのケースを平均すると、ネットワーク情報活用型の帯域使用率は 72%でエンドツーエンド型は 65%であった。このように、ネットワーク情報型の方がエンドツーエンド型より帯域使用率が高く、ネットワー

ク帯域を有効利用できているといえる。

表 3.6:帯域変化時のエンドツーエンド型およびネットワーク情報活用型レート制御の平均帯域使用率(%)

測定条件 (Kbps)	エンドツーエンド型			ネットワーク情報活用型		
	0%	5%	10%	0%	5%	10%
64	62	60	53	60	54	78
64-128	77	71	61	77	71	63
64-128-64	70	68	59	67	61	55
64-384	79	55	47	84	77	76
64-384-64	74	59	59	76	70	62
128	78	75	66	79	71	68
128-64	72	62	51	67	58	54
128-64-128	78	70	55	76	71	62
128-384	91	67	59	91	83	80
128-384-128	78	60	57	82	78	69
384	83	57	49	84	77	72
384-64	80	58	57	77	71	62
384-64-384	80	59	52	83	78	72
384-128	75	62	56	78	70	59
384-128-384	77	57	48	84	74	69

この主な理由としては、エンドツーエンド型はバッファ使用量の変化のふれ幅が大きく、特に帯域幅が急に増大したときや通常のレート制御により RTT が増大して送出レートを低下させた後に中継バッファ使用量の枯渇が見られる。しかし、ネットワーク情報活用型ではこれらの制御判断のふれをバッファ使用量で補正しているため、バッファ使用量の変化は小さく中継ノードのバ

バッファが枯渇することは無い。もう一つの理由として、符号化レートの設定値に対して実際の符号化レートは常に変動している。そのため、判断した送出レートと実際の送出レートに食い違いが生じることがあり、このとき中継ノードのバッファ量は一時的に低下する。このような状況でも、ネットワーク情報活用型ではバッファ使用量低下の報告を受信し、エンドツーエンド型よりも早く送出レートを増大させるため、中継ノードのバッファ枯渇の回避となっている。

・再送制御との関連性

表 3.7:再送制御の効果の比較

ネットワーク情報	再送	全送信パケット	パケットロス率(受信)	パケットロス率(表示)
Network	有	1236	0.0%	0.0%
End-to-end	有	1352	11.9%	10.6%
End-to-end	無	1507	7.5%	13.1%

次に再送制御との関連を調査するため、無線リンク上で中継キューが溢れてパケットロスした場合と、インターネット側でランダムにパケットロスした場合のロスパターンを発生させ、再送を行う実験を行った。このようにロスパターンを2種類用意したのは、同じキュー溢れの現象でも無線リンクとインターネットなどの有線リンクとでは、網の特性が異なるためである。具体的には、無線リンクの方は、リンク上のエラー率が高くなるとARQによりRTTが長くなり、最終的にキュー溢れによるパケットロスを起こす。一方、有線の場合には無線リンクと比較すると、RTTが伸びる前にすでにバッファ溢れを起こしている。これらの2ケースにおける再送制御の効果を計った。

まず、無線リンク側のネットワーク帯域幅をストリーミング開始20秒後に384 64Kbpsに低下させた場合の受信時のパケットロス率と再送後の表示直前で無効となったパケット率を、ネットワーク情報活用型とエンドツーエンド型とで比較した結果を表3.7に示す。表示時の無効パケットには、再送に間に合わなかったパケットにMPEGのIフレームがロスしたことによる後続のPフレームのパケット無効数も加算されている。表3.7が示すようにエンドツーエンド型で再送無し

の場合に、表示時のパケットロス率が受信時のパケットロス率より大きい。これは I フレームのロスによる P フレームのパケットの無効化に因る。しかし、エンドツーエンド型でも再送有りの場合には、P フレームのパケットの無効化はあるものの再送で間に合っているパケットも有り、その分受信時より表示時のパケットロス率は小さくなっている。しかし、エンドツーエンド型では再送しているにも関わらずパケットロスが発生している。これは、帯域が 64kbps に落ちた時にバッファ溢れが生じ、再送が行われたが RTT が伸びているために一部の再送パケットが表示時間間に合わなかったことによる。さらに、再送した方が受信時のパケットロス率が多くなっているのは、再送によりさらに中継バッファを圧迫したためである。

さらに

図 3.16 に、表示直前のパケットロス数をネットワーク情報有り無し/再送有り無しにおいて示す。パケットロス数には、MPEG の I フレームがロスしたことによる後続の P フレームのパケット無効数も加算されている。グラフから、ネットワーク情報が無いエンドツーエンド型では 384 64Kbps の輻輳時には再送有り無しの違い(図 7、中と下のグラフ)が見られず、再送しているにも関わらずパケットロス数はほとんど変わらない。測定の再生有り時の中継バッファ使用量を図 3.17 に示す。エンドツーエンド型レート制御では、帯域を 64kbps に低下させた 20 秒から最大バッファ使用量(あらかじめ 40KBytes 指定)付近が続いている。このため、輻輳時の再送パケットすらロスし、ベースとなる基本レート制御がうまく機能しておらずバッファ溢れが発生している場合には、再送制御の効果も図られない。

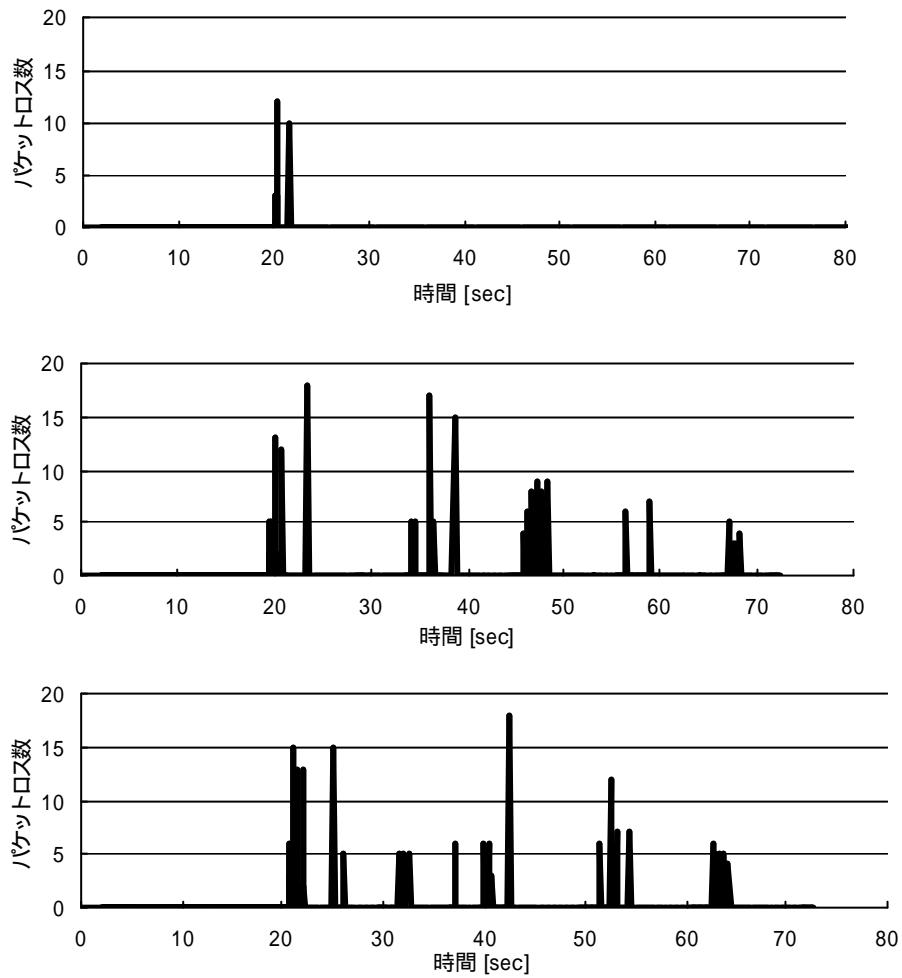


図 3.16:20 秒時点で帯域変動(384 64kbps)を行った場合の表示直前のパケットロス数(上:ネットワーク情報有り再送有り、中:ネットワーク情報無し再送有り、下:ネットワーク情報無し再送無し)

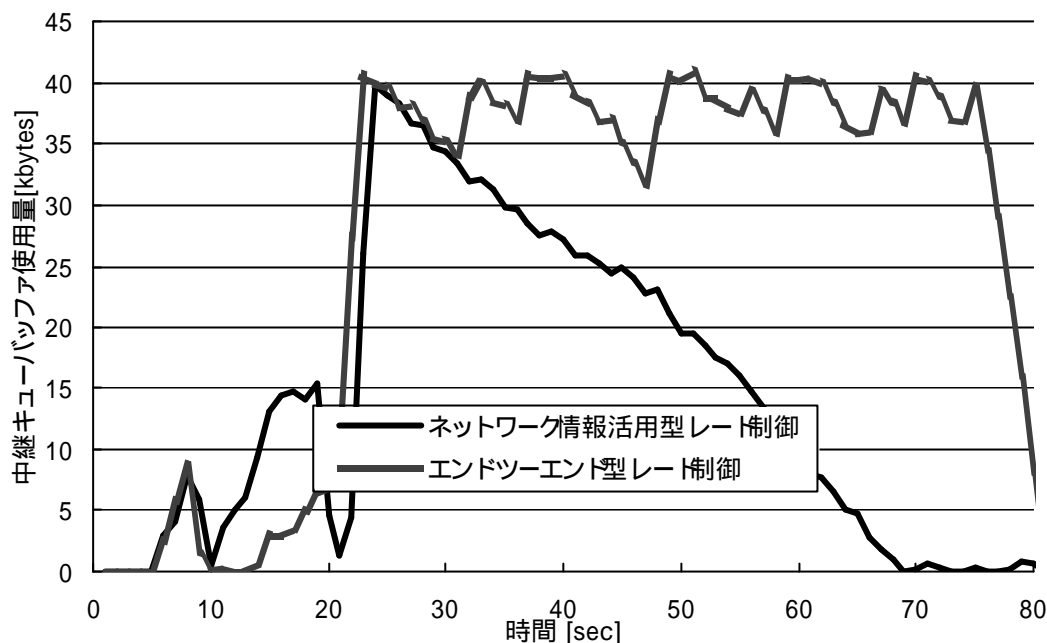


図 3.17: 中継キューバッファ使用量変化(20 秒時点で 384 64kbps)

表 3.8: 再送制御の効果の比較(2)

ネットワーク情報	再送	全送信パケット	パケットロス率(受信)	パケットロス率(表示)
Network	有	238	2.9%	0.0%
End-to-end	有	290	3.8%	4.1%

次に、インターネットでのパケットロスを模擬するため、サーバ - エラー発生装置 - IMT-2000 ネットワークシミュレータ装置 - クライアントという接続環境において、ネットワークシミュレータ装置の帯域は変動させず(64Kbps 一定)、エラー発生装置においてパケットをロスさせた場合のネットワーク情報活用型とエンドツーエンド型の再送制御の効果の比較を表 3.8 に示す。エラー発生装置には、遅延 50msec、IP パケットロス発生率はポアソン分布で 5%を指定した。本比較結果から、無線リンク側での帯域は一定でインターネット側でパケットロスが生じた場合にも、ネットワーク情報活用型の方が再送制御がより効果的に機能していることがわかる。この理由も前述のように、基本レート制御により中継バッファの使用量が大きく変動しており、特に使用量が

大きいときに再送すると、ますますバッファ使用量が増大し、ロスを助長させる結果となったためである。

・在圏・圏外の評価

表 3.9: 在圏・圏外制御時のパケットロス数

ネットワーク情報	パケットロス数
ネットワーク型	58
エンドツーエンド型	258

最後に、在圏・圏外制御時の効果を計るために、前述の実験環境においてネットワークシミュレータ装置で一時的にチャンネルをダウンさせ、サーバ・クライアントで在圏・圏外制御時のパケットロス数を測定した。実験では、セッション開始時は 384kbps の帯域設定を行い、20 秒後から 40 秒後の 20 秒間チャンネルを一時ダウンさせ、40 秒後以降は 384kbps の帯域を回復させた。その結果、表 3.9 に示すようにネットワーク情報活用型の方がエンドツーエンド型に比較してパケットロスが少ない。これは、エンドツーエンド型では、サーバ側で圏外を検知するまでに RTCP 未受信タイムアウトが発生する 5 秒間は無駄にパケットを転送しているためである。しかしネットワーク情報活用型では、SNMP エージェントへのネットワーク情報の要求を 1 秒間隔で行っているため、最大 1 秒の検出遅れと中継ノードからサーバまでの遅延時間の和分の遅れで収まる。このため、クライアントの圏外流出時にエンドツーエンド型の方がパケットロスが大きくなった。

3.4. あとがき

第 4 世代移動通信網の整備が固まるにつれ、今後ますますモバイルマルチメディアサービスアプリケーションへの要求が高まることが予想される。しかし、IETF などのインターネットプロトコルの標準化委員会で仕様の検討がなされている RTSP や RTP では、無線リンクの特徴を生かした QoS セッション制御がなされていない、その結果既存方式では、移動端末とサーバ間でストリーミングセッションの切断や状態不一致が生じる。このため、本稿ではモビリティの特性を加味したセッション制御プロトコルを提案した。具体的には、モバイルネットワーク環境に特徴的な在圏/圏外の情報やベアラ切り替えなどの状態変化を上位のトランスポート・セッション制御部に通知し、

一時的にセッションサスペンド・リジューム状態に遷移させるためのモビリティ拡張機能を導入する。試作を行ったモバイル QoS システムにおいて、有効性を確認した。

さらに、ストリーミング配信サーバにおいては、エンドツーエンド型の受信情報と網からのネットワーク情報の両者を総合的に判断した効果的なレート制御方式を提案した。また、提案方式を Windows 上のモバイル QoS システムに組み込み実装した。IMT-2000 ネットワークシミュレータ装置を用いた評価実験では、チャンネルレート変動時、エラー率設定時(0%、5%、10%)のそれぞれにおけるパケットロス数、帯域使用率の点から、ネットワーク情報活用型はエンドツーエンド型に比べて、パケットロスを小さく抑えながらも帯域使用率が大きくネットワーク資源の有効利用が図られていることがわかった。さらに、再送制御や在圏・圏外制御などのモバイルストリーミングシステムに不可欠な制御において、ネットワーク情報活用型と併用した方が効果が高いことが明らかになった。今後は、IMT-2000 から無線 LAN を含む第 4 世代移動通信網における QoS プロキシ方式などについて検討していく。

第 4 章

第 4 世代移動通信環境向けシステム開発評価システム技術

4.1. まえがき

移動網とインターネットがゲートウェイを介して接続され、これらの通信網のインターネット化が進行中であると同時に、シミュレーションの分野でも移動端末と複数の中継装置から構成されるモバイルネットワーク環境において、移動端末が無線リンクを通じてインターネット上のサーバにアクセスし、TCP/IP 通信を用いてデータを送受信する通信形態を、無線区間シミュレータを用いて模擬する必要が出てきた[94][95][96][97]。ここで、既存の広域ネットワークシミュレータ(例:ns-2)で移動網のシミュレーションを行おうとすると、PDC, PDC-P, W-CDMA など開発されていない通信モジュールがあり、また一部開発されているプロトコルモジュールがあっても、バージョンや実装機能、通信方式など、実網を忠実かつ完全にシミュレートできているわけではない。これは一つには、これまでインターネットと移動網が独立に存在したため、インターネットと移動網のシミュレーションを同時に行う必要が無く、それぞれ独立にシミュレータを開発してきた経緯によると考える。一方、移動網提供側はこれまで個々にシミュレーション環境を開発してきており、これらは無線網のノイズ、中継交換機の混雑などの無線ネットワーク状態の再現が可能となるように開発されている[87]。さらにこれらは、移動網の運用パラメータの試験検証環境となっている。しかしこれらの無線区間シミュレータは無線区間ベースで記述されており、このとき以下のような問題点が考えられる。

- ・無線区間シミュレータ上でインターネットを含めた大規模広域ネットワーク環境の構成を実現するしくみが存在しない。

- ・無線区間シミュレータは無線区間に特化したシミュレータであり、TCP/IP やマルチキャスト、リアルタイム通信プロトコル、HTTP などの上位層のインターネット系のサービスプロトコルを提供する機能がシミュレータに無い。または、実装されていない。

このように、無線区間の伝送通信処理に関しては、それを得意機能とした無線区間シミュレータ上に実装され、広域ネットワーク構成やインターネット系のプロトコルに関しては、それに特

化した広域ネットワークシミュレータ上に既存に多く実装されている。両者を有効利用する手段が存在しない。このため、無線区間を含めたモバイルインターネット環境全体で総合的にシミュレーションを行う場合には、現状では無線区間シミュレータ上に所望の上位インターネット系プロトコルを実装しなくてはならず、実装コストと時間がかかってしまう。

4.2. 制御方式

本研究では、広域ネットワークシミュレータと無線シミュレータを連携させることにより、効率的な大規模モバイルネットワーク環境でのシミュレーション環境を実現する。そのため、既存に実装済のシミュレータ内部に同期処理などを含めた他のシミュレータとの連携処理機能を追加し、通信インタフェースを定義し、複数の異種シミュレータを連携させるフレームワークを構築した。

4.2.1. 連携方式

広域ネットワークシミュレータでは、内部に評価対象となる通信コネクションを確立し、パケットルーティング処理を模擬する。無線区間シミュレータでは、パケットが無線区間通過時の無線データリンク層以下の事象を模擬する。このときの連携システム概要と手順を図 4.1 に示す。

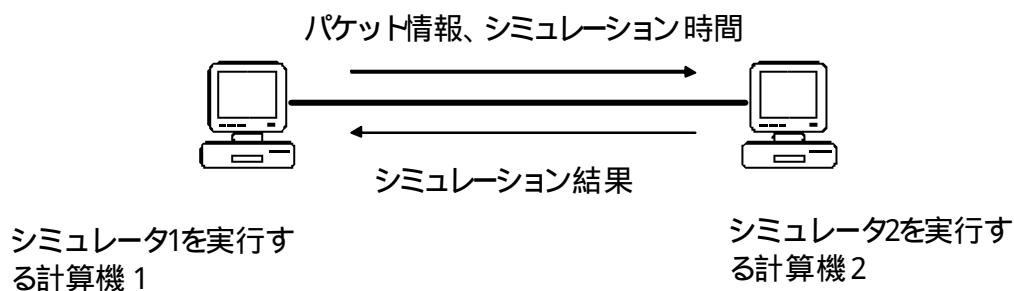


図 4.1:連携システム概要図

本連携システムは、広域ネットワークのシミュレーションを実行する計算機(計算機 1)と無線区間シミュレーションを実行する計算機(計算機 2)で構成され、両者はネットワーク接続されている。計算機 1 から計算機 2 へ、シミュレーション要求メッセージとしてシミュレーション対象のパケット情報とシミュレーション経過時間が送信されると、計算機 2 から計算機 1 へシミュレーション結果が応答される。

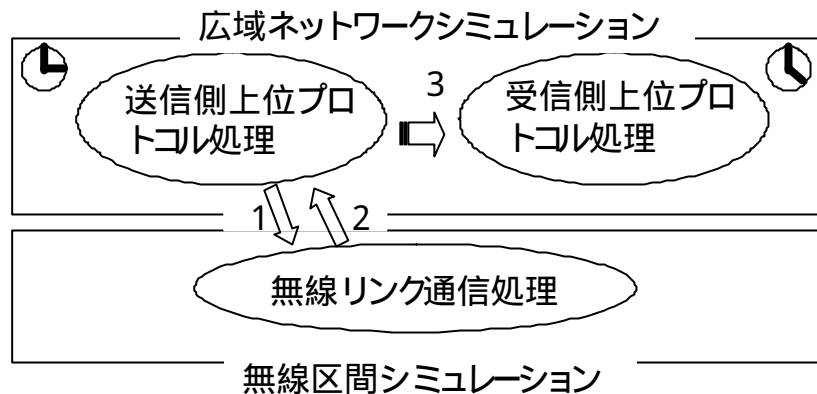


図 4.2: 連携処理概念図

次に連携処理の概念図を示す(図 4.2)。基本的には、広域ネットワークシミュレータ側で時間制御を行うことで同期を図る。広域ネットワークシミュレータは、送信側上位プロトコル処理を行うと、該当パケットの無線リンク通信処理のシミュレーション要求を無線区間シミュレータに送信する(1)。無線区間シミュレータは、広域ネットワークシミュレータ側から指定された時間分のシミュレーションを実行後、該当パケットのシミュレーション計算を行ない、結果を広域ネットワークシミュレータ側に応答する(2)。その後、広域ネットワークシミュレータでは受信側上位プロトコル処理を続行する(3)。ただし、無線リンク通信処理においても時間制御に関わる制御に関しては、同期を図る広域ネットワークシミュレータ側で制御を行う。

4.2.2. 連携システム構成と処理の流れ

連携処理を実現するために、広域ネットワークシミュレータ・無線区間シミュレータそれぞれに必要な構成要素と要素間の関係を図 4.3 に示す。特に、既存のパケット転送処理に新規に連携通信インタフェースと連携処理を追加した部分を図 4.3 中に示す。

図 4.3 左側の広域ネットワークシミュレータは、TCP/IP 層以上のアプリケーションを司る上位プロトコル処理部、無線データリンク以下の処理を行う無線リンク部から構成される。各無線リンク部は、無線データリンクレベルのヘッダを付加されたパケットをインタフェースキューに溜めるインタフェースキュー処理部と、インタフェースキューから適時パケットを取り出し、無線区間シミュレータとメッセージ通信を行ってシミュレーション結果を取得し、結果に応じてさら

にインタフェースキューから次パケットの取り出しや、移動機側の受信モジュールでパケット受信処理を行うためのイベント登録を行う無線リンク通信処理部から構成される。図 4.3 右側の無線区間シミュレータは、広域ネットワークシミュレータとメッセージ通信を行ってシミュレーションに必要なパケット情報を取得し、フラグメンテーションなどの無線データリンクプロトコル処理を行う無線データリンクプロトコル処理部と、データリンクレベルのパケットに対し、無線シミュレーション処理を行う無線伝送通信処理部から構成される。

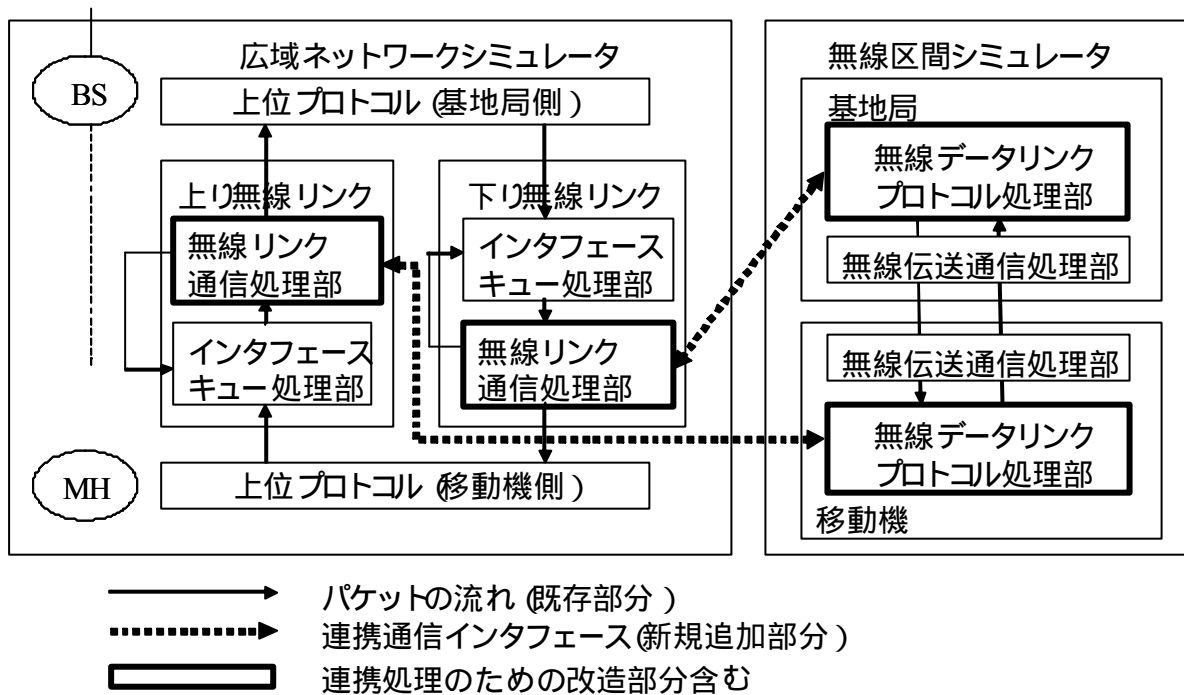


図 4.3: 連携システム構成図

さらに、無線区間シミュレータの各処理部内で実行されるシミュレーション計算関数間の依存関係を図 4.4 に示す。このうち、広域ネットワークシミュレータインタフェースとシミュレーション結果演算関数は図 4.3 の無線データリンクプロトコル処理部に、無線区間シミュレーション制御関数は図 4.3 の無線伝送通信処理部に位置付けられる。無線区間シミュレータは、広域シミュレータインタフェースを介したソケット間通信により、広域シミュレータからのシミュレーション実施要求とそれへの応答をやりとりする。さらに無線区間ネットワークシミュレータでは、広域シミュレータインタフェースと無線区間シミュレーション結果計算関数間でパケット情報や無線リンクパラメータ、計算結果を受渡しする。

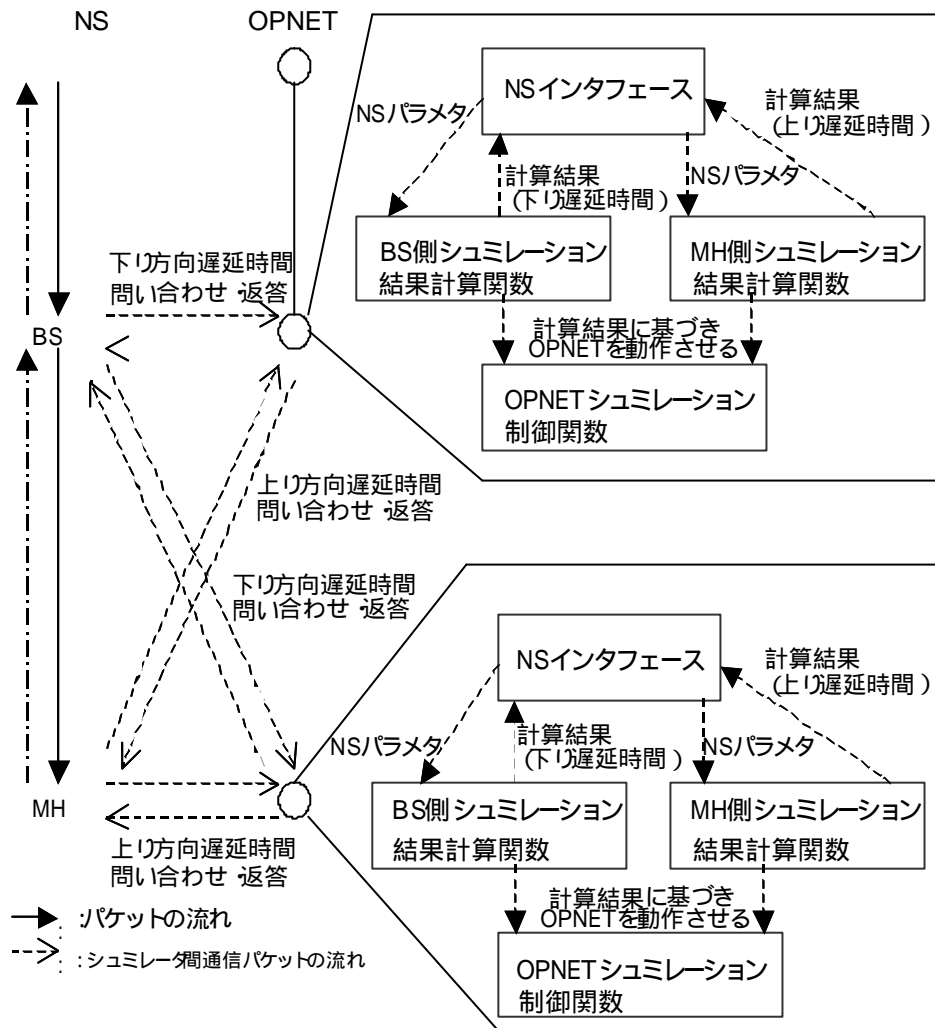


図 4.4: 双方向通信のサポート

本制御により、無線区間シミュレータでは自らのノード種別(BS/MH)に関わらず、広域側から要求されたノード種別(上り/下り方向)のシミュレーションが実行可能となり、上り下り双方向の通信をサポートすることができる。また BS および MH 側シミュレーション結果計算関数では、広域シミュレータ側からシミュレーション実施要求を受信すると、広域シミュレータ側のノード種別に応じて遅延時間または基地局切り替え時間の計算およびエラーパターンファイルによる受信ノードへの再送有無判定を行う。なお、このエラーパターンファイルは、無線区間での PDU(Packet Data Unit)パケットがロスしたか否かを示すビットを時系列的にならべたものである。無線区間シミュレータ側では、このエラーパターンファイル中、シミュレーション時間経過を示すビット

を取り出し、PDU パケットがロスしたかを判定する。さらに、例えば複数基地局間や障害物によるレイヤ 1 レベルの相互干渉を含めてエラーのパターン化を図っており、それらの通信品質劣化を模擬することも可能である。また、計算関数には以下の遅延要素が用いられる。

$$\begin{aligned}
 \text{total_delay} = & \text{process_delay} \\
 & + ((\text{physend_module_delay} \\
 & + \text{communication_delay} \\
 & + \text{phyrecv_module_delay}) * \text{number_of_PDU})
 \end{aligned}$$

このうち、total_delay は SDU(Service Data Unit)あたりの遅延時間の総計、process_delay は ARP プロセスの処理遅延時間、physend_module_delay は物理レイヤの変調処理遅延時間、communication_delay は BS/MH の無線区間遅延時間、phyrecv_module_delay は物理レイヤの復調処理遅延時間、number_of_PDU は無線区間での PDU 数を示す。また、無線区間シミュレーション制御関数では、広域側シミュレータから設定された処理実行時間に基づき、無線区間でのシミュレーションを実行する。

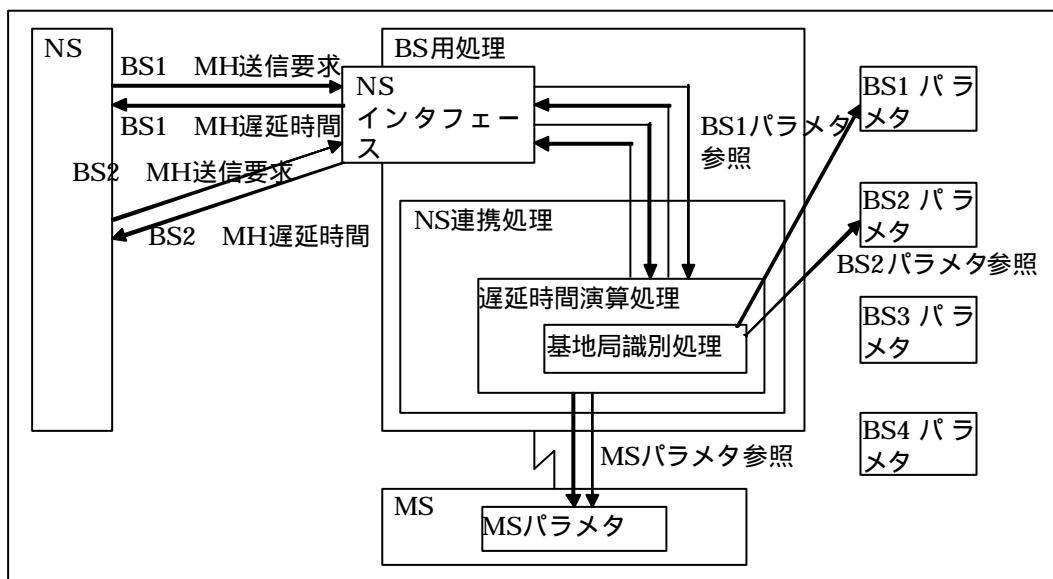


図 4.5: 複数基地局のサポート

さらに無線区間シミュレータにおいて複数基地局を収容してシミュレーション計算を実行するためには、演算実行主体は単一でも基地局切り替え後の局の属性や状態、設定内容が局毎に独立に保持されていなくてはならない。このため、BS 用シミュレーション結果演算処理内に基地局識別処理を配置した(図 4.5)。この基地局識別処理では、広域ネットワークシミュレータからのパケット送信要求に応じて所望の基地局のパラメータを参照・取得し、さらに MH 側のパラメータを加味して無線リンク毎の受信遅延時間の演算処理を行う。また、このとき参照する基地局パラメータとしては、PDU ペイロード長や ARP 処理遅延時間、通信速度や変調・復調遅延とエラーパターンファイルなどがある。本処理により、無線区間シミュレータ内で基地局毎にパラメータを切り替えることで、単一のシミュレータで複数基地局のシミュレーションの実行が可能になる。

4.2.3. 交換メッセージ

表 4.1:交換メッセージフォーマット (シミュレーション実施要求メッセージ)

No.	内容
1	再送回数
2	パケット ID
3	パケットサイズ(バイト)
4	シミュレーション経過時間(ミリ秒)

表 4.2:交換メッセージフォーマット (シミュレーション実施結果メッセージ)

No.	内容
1	転送結果
2	パケット ID
3	到着時間/再送時間までの経過時間(ミリ秒)
4	次パケット処理開始までの経過時間(ミリ秒)

次に、シミュレータ間の連携通信処理に必要な交換メッセージフォーマットを表 4.1,表

4.2 に示すように定義した。シミュレーション実施要求メッセージには、本パケットが何回目の再送であるかを示す再送回数、パケットの識別子であるパケット ID、パケットサイズ、前のシミュレーション実施要求メッセージからの経過時間を示すシミュレーション経過時間などが含まれる。またシミュレーション実施結果メッセージには、到着または再送の転送結果、要求メッセージと対になるパケット ID、受信側での到着時間または再送開始までの経過時間、広域ネットワーク側のインタフェースキューからパケット取出しを再開する次パケット処理開始までの経過時間などが含まれる。

4.2.4. 状態遷移

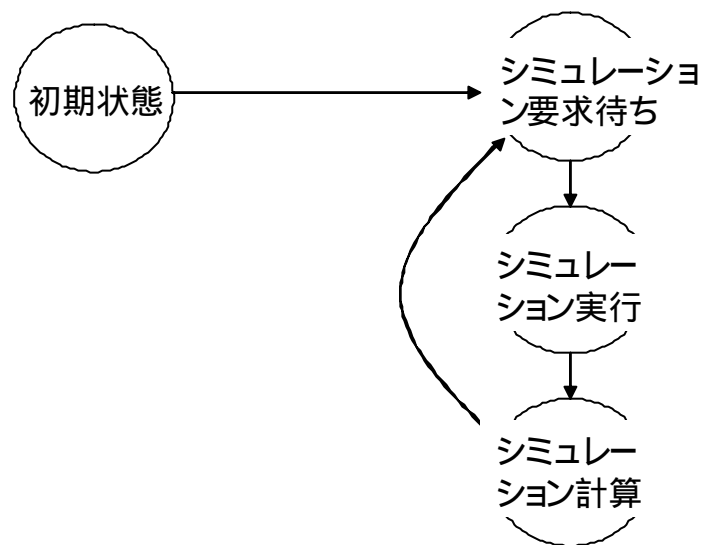


図 4.6:無線区間シミュレータ状態遷移図

無線区間の処理を模擬する無線区間シミュレータにおいて、今回拡張部分の連携処理にあたる状態遷移を図 4.6 に示す。初期状態は通信開始前の状態で、コネクションが確立していない状態を示す。シミュレーション要求待ちでは、無線区間シミュレータにおいてシミュレーション時間は進行させず、広域ネットワークシミュレータからのシミュレーション要求を待つ。またシミュレーション実行では、無線区間シミュレータにおいてシミュレーション時間を進行させ、その間にスケジューラにイベント登録をされた受信処理を実行する。シミュレーション計算では、シミュレーション時間は進行させずシミュレーションの結果である受信時刻のみを計算し、その時刻に受信処理されるためのイベントをスケジューラに登録する。

シミュレーションが開始されると、初期状態からシミュレーション実施要求メッセージを待つためのシミュレーション要求メッセージ待ちの状態になる(1)。シミュレーション要求待ち状態で要求メッセージを受信すると、要求メッセージ中に含まれる経過時間からその時間経過後シミュレーション計算を行うイベントを登録し、シミュレーション実行状態になる(2)。シミュレーション実行状態は、実際の通信処理を行う。特定のシミュレーション時間経過後、シミュレーション計算状態(3)となり、シミュレーション計算後、結果を広域ネットワークシミュレータに応答し、シミュレーション結果に基づく受信処理イベントをスケジューラに登録し、シミュレーション要求待ちに戻る(4)。

次に、図 4.6 の状態遷移図において、一つ目のパケット(パケット 1)の受信処理が実行される前に、広域ネットワークシミュレータ側から後続のパケット(パケット 2)の要求を受信したケースについて説明する。本ケースでは、パケット 1 に関して前述の(1)から(4)の処理が行われる。このときは、パケット 1 の受信処理イベントを無線区間側のスケジューラに登録しただけで、実際のパケット 1 の受信処理はまだ行われていない。そこで、パケット 1 に関する(4)までの処理後、シミュレーション要求待ち状態において、パケット 1 の受信処理時刻になる前に広域ネットワークシミュレータ側からパケット 2 の要求を受信することがある。このときには、パケット 2 のシミュレーション要求を無線区間側で受信すると、シミュレーション実行状態に遷移し(2)、パケット 1 の受信時刻より前のパケット 2 の送信時刻までシミュレーション時間を進行させ、その間にスケジューラに登録されたイベントを実行する。その後、シミュレーション計算状態に遷移し(3)、パケット 2 のシミュレーション計算を行い、パケット 2 のシミュレーション結果を広域側に応答するとともに、パケット 2 の受信イベントをスケジューラに登録し、パケット要求待ち状態に遷移する(4)。その後、新規パケット(パケット 3)へのシミュレーション要求を受信して初めて、シミュレーション実行状態に遷移し、パケット 3 の送信時刻まで無線区間側のシミュレーション時間を進行させ、その間にパケット 1 と 2 等の受信イベントが実行されることになる。

4.2.5. 処理シーケンス

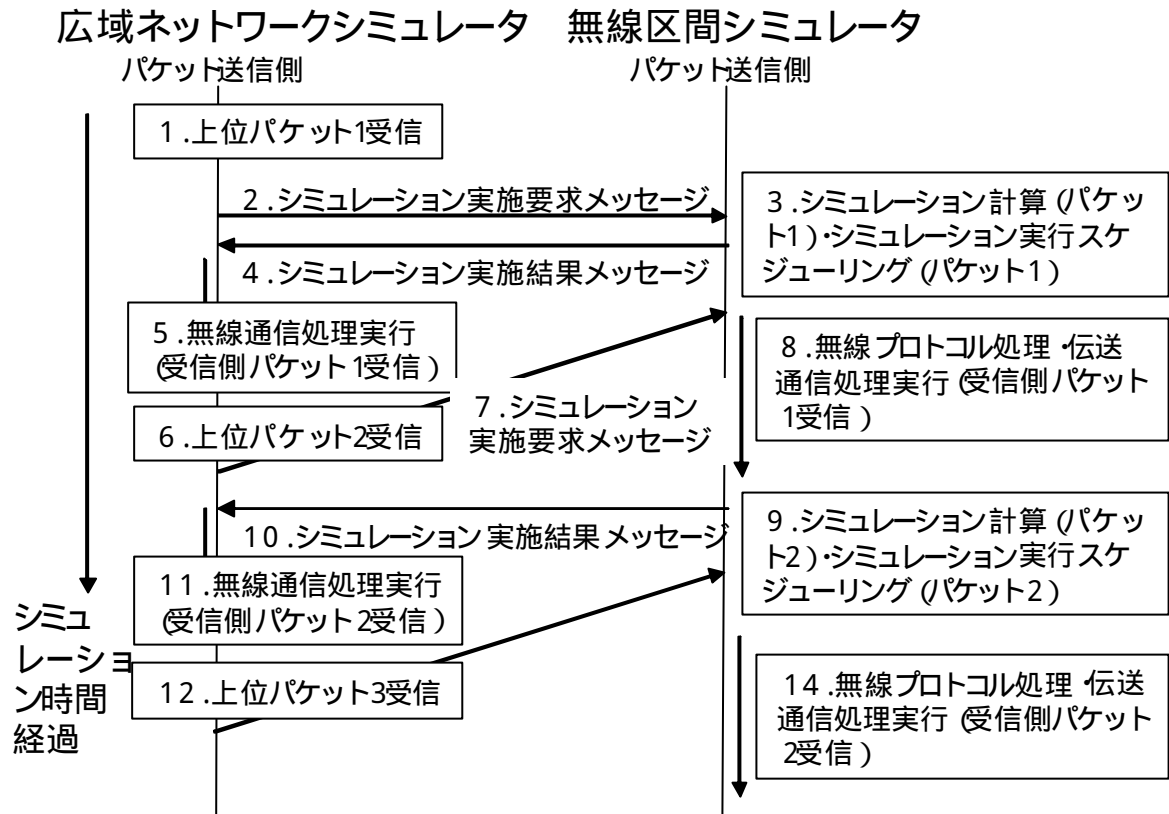


図 4.7:シミュレーション処理シーケンス図

両シミュレーションを含む連携処理全体のシーケンスを図 4.7 に示す。本処理ケースは、一つの packet (packet 1) の受信処理が実行された後、広域ネットワーク側で次の packet (packet 2) のシミュレーション要求が発生したケースを示す。まず広域ネットワークシミュレータのインタフェースキュー制御部において、上位 packet 1 を受信する(1)と、packet 1 の packet サイズなどの packet 情報を含んだシミュレーション実施要求メッセージを、無線区間シミュレータに送信する(2)。無線区間シミュレータでは、受信したメッセージに含まれる packet 情報から packet 1 のシミュレーション計算を行ない、計算結果をシミュレーション実行イベントとしてスケジューラに登録する(3)。さらに結果をシミュレーション実施結果メッセージとして広域ネットワークシミュレータに返信する(4)。広域ネットワークシミュレータは、シミュレーション結果を元に、packet 1 の受信処理イベントをスケジューラに登録する。さらに、シミュレーションを継続し、無線通信処理を実行する(5)。このとき、packet 1 の受信処理が実行される。さら

上位パケット 2 を受信する(6)と、再度パケット 2 のパケット情報を含むシミュレーション実施要求メッセージを無線区間シミュレータに送信する(7)。無線区間シミュレータは、シミュレーション実施要求メッセージに含まれる経過時間情報から、指定された時間分シミュレーションを進行させ、無線プロトコル処理および伝送通信処理を実行する(8)。この間、(3)でイベント登録されたパケット 1 の受信処理が実行される。そして、指定されたシミュレーション時間が経過すると、シミュレーション実施要求メッセージに含まれるパケット情報を元にパケット 2 のシミュレーション計算を行ない、パケット 2 のシミュレーション実行処理をスケジューラに登録する(9)。また、結果をシミュレーション実施結果メッセージとして広域ネットワークシミュレータに応答する(10)。広域ネットワークシミュレータはシミュレーション結果を元に、上位パケット 2 の受信処理イベントをスケジューラに登録し、シミュレーションを継続して無線通信処理を実行する(11)。このとき、パケット 2 の受信処理が実行される。上位パケット 3 を受信する(12)と、再度パケット 3 のパケット情報を含むシミュレーション実施要求メッセージを無線区間シミュレータに送信する(13)。無線区間シミュレータは、シミュレーション実施要求メッセージに含まれる経過時間情報から、指定された時間分シミュレーションを進行させ、無線プロトコル処理および伝送通信処理を実行する(14)。この間、(9)でイベント登録されたパケット 2 の受信処理が実行される。

ここで、3.4 章で述べたパケット 1 の受信処理が行われる前にパケット 2 の要求が発生した場合について、本処理シーケンス図を使って簡単に説明する。この場合、処理(1)と(2)は同様に、処理(3)でスケジュールするパケット 1 の受信時刻が、パケット 2 の要求発生後となる。すなわち、無線区間シミュレータ側では、処理(8)ではパケット 1 の受信処理は行われず、処理(14)でパケット 1 と 2 の受信処理が実行されることになる。

さらに、本方式で導入した連携シミュレーション基本処理の各モジュールの持つべき機能詳細を表 4.3 に示す。このうち Prophet は処理シーケンス(図 4.7)のシーケンス 2 から 4 等、Re-prophet と Multi-prophet は上位パケット受信のタイミングによりシーケンス 5 と 6 や 8 と 9 の関係にあたり、Proceed はシーケンス 7 と 8 等を実現する。

表 4.3: 連携シミュレーション基本処理

機能名	概要
Prophet	広域シミュレータから無線シミュレータへシミュレーション実行に必要なパケット情報などを送信し、無線シミュレータでは遅延時間・エラーパターンなどのパラメータファイルに基づき無線伝送区間のシミュレーション計算を行う。計算結果を広域シミュレータ側へ応答する。
Re-prophet	広域シミュレータでは無線シミュレータからの無線伝送処理のシミュレーション結果により、パケット受信イベントをスケジューラに登録する。その後、広域シミュレータでシミュレーション実行中、新規送信パケットが発生し、シミュレーション実行順序は保証されているが、前のシミュレーション結果に影響が出る場合、既にスケジュールした受信イベントの受信時間を再計算する。
Multi-prophet	順序性の保証されている複数回のシミュレーションが同時に発生した場合、広域シミュレータはシミュレーション時間の進行に伴い、シミュレーション要求・応答を交換する一方で受信イベントを実行する。
Proceed	広域シミュレータ側で同期合わせのための時間制御を実施する。広域シミュレータ側での経過時間を無線区間シミュレータに通知し、無線区間シミュレータでのシミュレーション時間進行を促進するとともにスケジューラに登録されていたイベントを実行させる。

4.3. 設計と実装

広域ネットワークシミュレータとして ns-2[35] を、無線区間シミュレータとして W-CDMA の無線データリンクプロトコル RLC[99] ソフトウェアシミュレータを使用し、連携シミュレーションを設計、実装した。特に今回、無線区間シミュレータとして OPNET Technologies 社の OPNET[101] 上に既に実装済の RLC プロトコルを使用した。本シミュレータでは、PDU 単位のロス指定するエラー

パターンにより、W-CDMA の無線伝送を模擬している [87]。本シミュレータに、新たに本稿で提案する連携方式を導入した。

4.3.1. 設計プロトコル概要

表 4.4: 設計制御と概要

設計制御	制御概要
通常処理	SDU パケットが SDU キューから一定レートで順次取り出され、PDU に分割されて送信バッファに溜められる。PDU ヘッダが設定され暗号化されてチャンネル上に転送される。受信側では復号化して受信バッファに溜められる。SDU 組み立て後、上位レイヤプロトコル処理に入る。
再送制御	PDU ロスが認識されると、該当する PDU は再送バッファに移され、受信通知が到着するまでバッファ内に保持される。再送バッファは多重化装置を経て SDU キューよりも優先的に送信され、受信通知を受け取った時点で再送バッファから削除される。
待ち合わせ制御	PDU 送受信時にエラーが発生すると、受信した PDU パケットに順序逆転が発生する。このとき RLC は SDU の到着順序を保証するため、ある SDU の誤りを回復している間は後続の SDU が送出されない。
SDU 連結	上位レイヤから受信した SDU を PDU に分割する場合、40 バイトの PDU に空き領域が生じると次の SDU をつめることにより、固定長の PDU にする。
送信再開	PDU パケットにロスが発生し、再送バッファに PDU が保持されると、多重化装置においては SDU キューよりも再送バッファが優先的にスケジュールされ、パケット送信処理を行う。一方、再送バッファがクリアされると SDU キューからパケットを取り出し、PDU 分割と送信が再開する。

W-CDMA 網では RLC という無線リンク層における再送プロトコルが用いられている。この RLC プロトコルは、3GPP(3rd Generation Partnership Project)で標準化されている。RLC プロトコルは上位層から受け取った IP パケットを SDU(Service Data Unit)としてヘッダ 2 オクテット、ペイロード 40 オクテットの PDU(Packet Data Unit)に分割し PDU 単位で送受信を行う。再送は、Polling/Status Report を用いた Selective Repeat 方式を採用している。

また、本シミュレータに実装した RLC 制御処理と概要を表 4.4 に示す。このうち、再送・待ち合わせなどの同期制御に関わる制御に関しては、同期を司る広域ネットワークシミュレータ側で行った。

4.3.2. 処理シーケンス

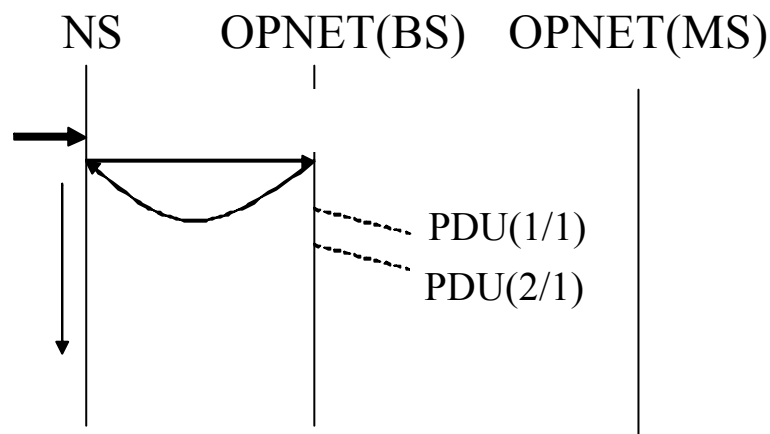


図 4.8:通常処理のシーケンス図

次に、表 4.4 に示した RLC 制御を ns-2 と OPNET の連携処理を中心に説明する。

・通常処理

PDU パケットのロスが無く、MH に正常に届く場合のシーケンスを図 4.8 に示す。OPNET(BS 側)では ns-2 リクエストメッセージ待機中に入る(1)。ns-2 ではインタフェースキューオブジェクトでスケジュールされたパケット送信イベントが発生する(2)と、OPNET に対しシミュレーション要求メッセージを送信する(3)。OPNET(BS 側)ではメッセージを受信すると、遅延時間やエラーパターンなどのパラメータファイルからシミュレーション結果となるパケットの受信結果と受信処理までの経過時間を算出する。そして、シミュレーション結果をシミュレーション応答メッセージ

として OPNET から ns-2 側に送信する(4)。同時に、算出した受信時間でパケット受信イベントをスケジューリングし、再度 ns-2 からの要求メッセージ待機中状態になる。ns-2 は OPNET(BS)からシミュレーション結果を受信すると、受信時刻までシミュレーションを実行する(5)。

- ・再送制御

PDU パケットのロスが発生した場合のシーケンスの 1 から 4 は通常処理と同一。ただし、算出結果としてロス結果と再送までの経過時間が応答される。ns-2 では再送までの時間経過後、再送のための要求メッセージを OPNET(BS 側)と交換し、SDU キューからのパケット取り出し禁止状態に入る。再送制御では独立に動作するシミュレータの同期制御を図らなくてはならず、特定パケットの再送中に無線区間での状態変化が生じるため、再送毎に ns-2 側に制御を戻している。

- ・待ち合わせ制御

送受信に伴いエラーが発生し、データリンクレイヤレベルでのパケット受信順序逆転が発生した場合の待ち合わせシーケンスの 1 から 4 までは通常処理と同一。受信イベントが起動される前に、インタフェースキューから新規に SDU パケット送信イベント発生が通知される。このときは ns-2 から OPNET(BS 側)へ、SDU のシーケンス番号 (SDU2)と前の SDU イベント発生からの経過時間を指定したシミュレーション要求メッセージが送信され、SDU2 の受信結果と受信までの経過時間が応答される。その後 ns-2 は SDU2 を待ち合わせ有りとして受信イベントをスケジュールせず、4 で設定した再送イベントが起動されると、OPNET(BS 側)に対して SDU1 の再送パケットの受信結果と受信までの経過時間を要求する。このように再送が終了するまでシミュレーション要求処理を繰り返し、受信時点で SDU1 と SDU2 の受信イベントをスケジュールする。

- ・SDU 連結

SDU 連結時は、ns-2 側で SDU1 の受信時刻になる前にインターフェースキューにより次の SDU2 の送信イベントが発生する。ns-2 と OPNET 間で SDU2 のシミュレーション要求が送信され、OPNET は SDU2 の SDU1 への連結処理を行った場合の SDU2 の受信結果と受信時刻を ns-2 側へ応答する。

- ・送信再開

送受信に伴うエラーが連続した場合、SDU1 の受信イベントが発生しても SDU2 が再送中であれば SDU キューからのパケット取り出し禁止状態を回避せず、パケット送信イベントが発生しても待機

させる。再送パケットの受信イベントが発生したら、SDU キュー取り出し禁止期間を解除し、SDU キューからのパケット取り出しを再開する。

4.4. 適用評価

表 4.5 に、既存シミュレータへの改造程度として開発規模(ステップ数)を示す。このうち ns-2 上で開発した場合には、OPNET 流用分が ns-2 に新規追加となり、連携処理追加により約 34%の開発規模で実現が可能となった。この評価値の根拠は、もし連携処理を入れなかった場合には、連携処理分の ns-2 新規(645 ステップ)と OPNET 新規(1083 ステップ)が無くなり、代わりに OPNET 流用分(5043 ステップ)が ns-2 新規となる。従って、ns-2 で全て開発した場合に想定される開発分(5043)に対する今回新規開発分(645 + 1083)の割合を評価した。また、ns-2 では GPRS(General Packet Radio Service)のモジュールが開発されている。本モジュールを使用した場合には、SDU キューの管理や PDU のアセンブル・リアセンブル部分を含めて約 1600 ステップが流用可能となり、それ以外の MAC レイヤ以下の W-CDMA 部分と RLC の再送制御部分が流用不可能となり、この部分の OPNET のモジュールは約 2500 ステップにあたる。本結果からも、今回新規開発分(645 + 1083)は、ns-2 の GPRS モジュールを利用した場合よりも小さい規模で抑えられていると言える。さらに、本開発には複数基地局のサポートなどの既存の OPNET には実現されていなかった機能も追加されており、機能の充実とシミュレーション対象ドメインの拡大が図られている。

表 4.5:開発規模(ステップ数)

開発部	ns-2 流用	ns-2 新規	OPNET 流用	OPNET 新規
C++	3594	417	0	0
C	0	0	4665	987
h	776	30	378	96
Tcl	523	198	0	0
Total	4893	645	5043	1083

次に、連携シミュレーションの動作例と結果を示す。図 4.9 は、連携動作を行った場合の ns-2 側の実行ログで、具体的には 1000 バイトのデータのシミュレーション要求を OPNET 側に送信し、

OPNET から応答を取得して、シミュレーション結果である受信時刻に ns-2 の受信モジュールにて該当パケットの受信処理が実行されていることを示す。パケット到着時間間隔は計算上で 0.01 秒、次パケットデキュー再開時間間隔は、前のパケットの送信終了時間間隔の 0.0002 秒となる。ログ結果から、パケットを送信した 01.011600 の 0.0002 秒後の 01.011800 に次のパケットのデキューを行おうとしており、さらに 0.01 秒後の 01.021600 に受信モジュール(Classifer)で受信処理が行われている。

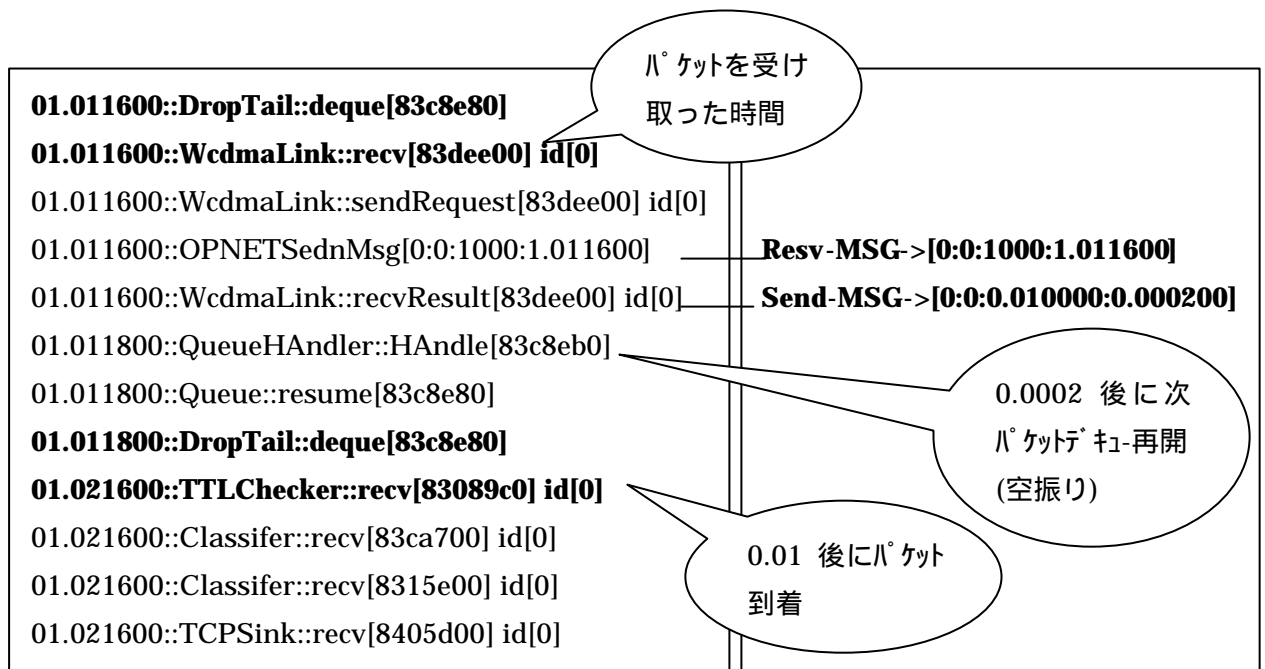


図 4.9: 連携シミュレーション動作結果

本連携シミュレーション上に、W-CDMA と無線 LAN の両インタフェースを持つモバイルノードのモジュールを試作し、評価実験を実施した。モバイルノードは、接続先基地局の無線方式(W-CDMA/無線 LAN)により、自身の無線方式を使い分けながら通信する状況下で、セッションを維持したまま基地局切り替えを行う。ns-2 側に実装したモバイルモジュールを図 4.10 に示す。モバイルノードモジュールは、W-CDMA と無線 LAN の各インタフェース毎にデータリンクオブジェクト、物理レイヤオブジェクト、無線チャネルオブジェクトを保持し、ネットワークレイヤでインタフェースの切り替えを制御する。このうち、ns-2 内の W-CDMA のデータリンクプロトコル部分を司る RLC オブジェクト内で、OPNET の W-CDMA ソフトウェアシミュレータモジュールとの連携処理を行う。

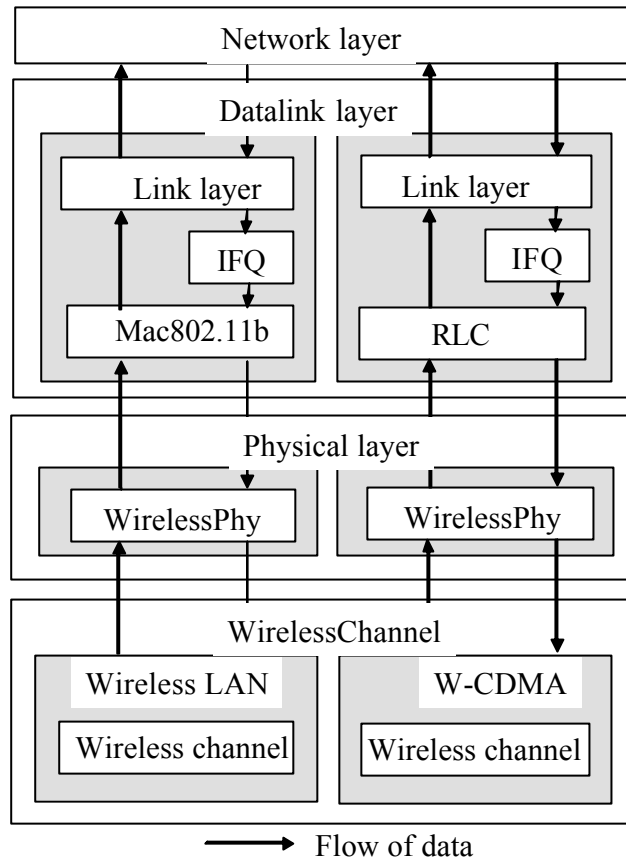


図 4.10: モバイルノードモジュール構成図

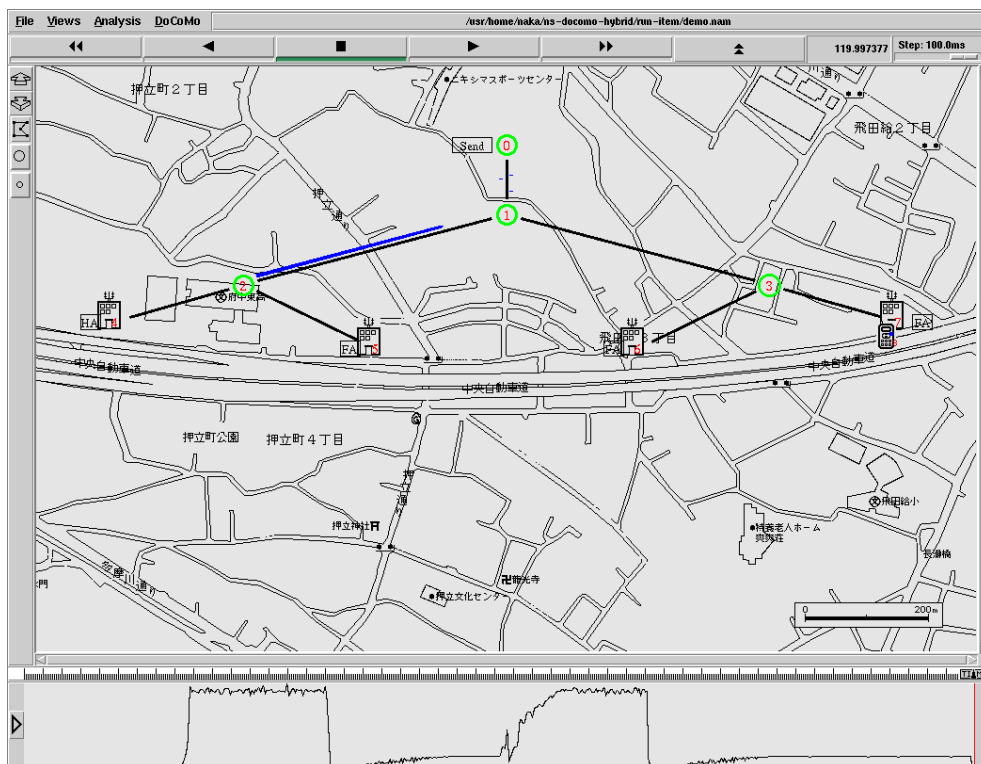


図 4.11: 連携方式適用図

広域モバイルインターネット環境における TCP/IP 通信をシミュレーションするために、ns-2 にはサーバ・ゲートウェイ・基地局をノードとする階層型の通信網を構築し、サーバからクライアントへ TCP/IP を用いたファイル転送を行った。各基地局には Mobile IP のモバイルエージェントが配置されている。このとき移動機は、W-CDMA と無線 LAN の基地局を切り替えながら、高速道路上を時速 70km で走行中という想定で、移動機側のスループットを測定した。連携シミュレーション表示画面を図 4.11 に示す。図 4.11 の下段のグラフは移動機側での TCP/IP の通信スループットを表示しており、シミュレーション表示画面上の移動機が移動すると同時に、その時点のスループットがリアルタイムに下段に表示される。さらに、W-CDMA のエラー率を 0%、5%、10%と変化させた場合の、W-CDMA と無線 LAN の切り替え時のスループット変化のグラフを図 4.12 に示す。無線 LAN でのスループットはスループット立上り時および基地局切り替え直前まで含めて 1.52Mbps 程度、W-CDMA でのスループットは平均 378.9kbps (0%)、301.0(5%)、232.3(10%)となる。実環境での測定においては、状況に依存するものの平均 200 から 320kbps までの結果が得られている。今後エラー率取得を含めて、シミュレーション結果の確からしさについて評価を実施していく。

現在、本連携シミュレーションを用いて W-CDMA のエラー率やチャネルレート、遅延時間を動的に変化させ、上位トランスポートプロトコル制御のふるまいに関する評価を行っている[102]。

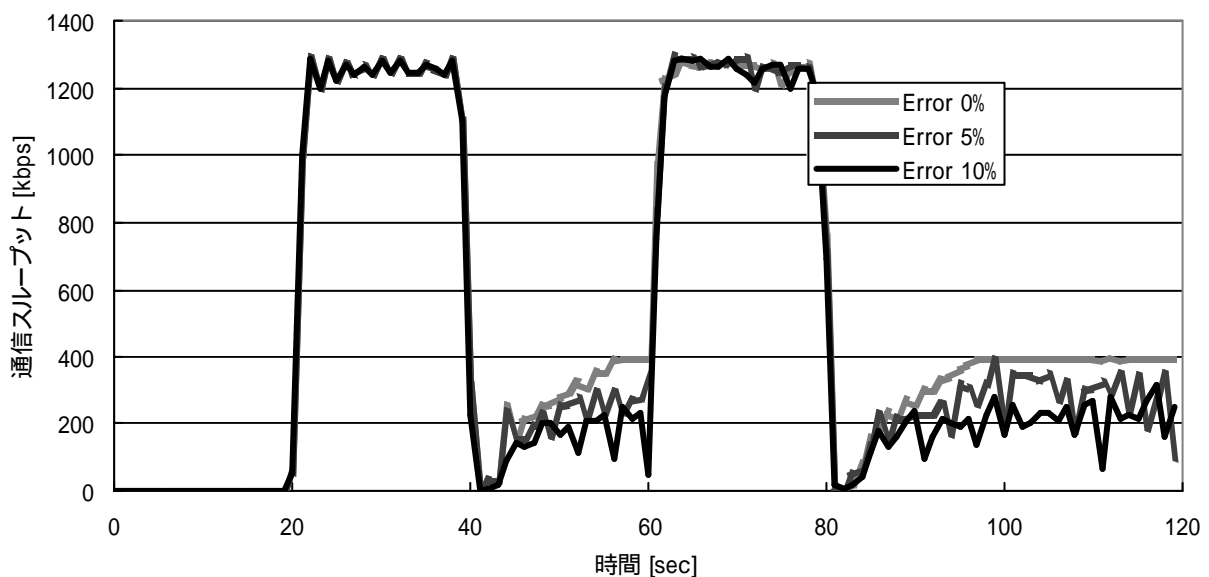


図 4.12: 通信スループット時間変化

4.5. あとがき

本研究では、大規模化する移動網の現状を踏まえ、システムシミュレーション設計、開発コストの効率化のために、既存の異種シミュレータの連携方式を提案した。具体的には、広域ネットワークシミュレーションを実行する ns-2 から OPNET のソフトウェア無線区間シミュレータを呼び出すことで、W-CDMA 環境を含む TCP/IP 通信プロトコル群のシミュレーション評価を行い、有効性を確認した。IMT-2000 や無線 LAN などの異なる無線方式が混在すると考えられる第 4 世代移動通信環境では、モバイルサービスも多様化する。今後は、新世代移動通信網への新規サービス・通信プロトコルの適用検討を進める。

第 5 章

結 論

本論文は、第 4 世代移動通信環境において、従来のインターネット標準とされる TCP/IP 通信プロトコル群を適用した場合の問題点について述べ、無線リンクレベルと TCP/IP レベルの親和性を向上させるための提案方式について論じた。特に、有線のインターネット網では存在しなかった、在圏・圏外というモバイル環境特有の状態が存在すること、無線リンクレベルと上位の TCP/IP レベルが独立に動作していたため制御の一貫性が保証できていないこと、無線リンクレベルの遅延時間が大きく TCP レベルでは輻輳状態と誤認されてしまうこと、基地局ハンドオーバー時に発生しがちな受信パケット順序逆転問題などの課題があることを述べ、これに対し TCP/IP 通信プロトコル技術、マルチメディア通信プロトコル技術の二つの観点から方式提案を行い、その検討、設計、実装、評価を行った。また、システム開発評価技術の観点からは、広域ネットワークシミュレーション環境と無線区間シミュレーション環境がこれまで独立に開発されてきたため、相互利用して不足部分を補完する仕組みが無いことを述べ、無線区間を含めたモバイルインターネット環境全体で相互的にシミュレーションを行うための連携方式を提案し、設計、実装、適用評価を行った。以下で、それぞれの通信方式に関して、得られた知見について述べる。

TCP/IP 通信プロトコル技術に関して、無線リンク状態を管理し状態変化を上位の TCP/IP レイヤに通知する無線リンク状態管理アーキテクチャを提案した。これにより、移動管理エージェントの高速切り換えが実現され、移動 IP アーキテクチャを適用した場合に発生する基地局ハンドオーバー時のパケットロスと経路制御ミスが大幅に改善された。さらに、TCP の広告ウィンドウサイズ制御方式を適用した場合には、基地局ハンドオーバー時にクライアントの受信処理能力を示す広告ウィンドウサイズを縮小して通知することにより、基地局ハンドオーバー時に基地局で TCP パケットのバッファリングを行う、さらに送信ノード側の送信量を輻輳ウィンドウを縮小することなく低下させることが可能なため、パケットロスを回避し無駄な通信スループットの低下が回避できることがわかった。また、基地局ハンドオーバー時に発生しがちな TCP 受信パケット順序逆転問題に対し、一時的に ACK を遅延させる動的遅延 ACK 制御方式を提案し、従来の遅延 ACK 制御

方式を適用した場合と比較してより効果が上がることがわかった。

マルチメディア通信プロトコル技術に関しては、既存のマルチメディア用リアルタイムトランスポートセッションプロトコル(RTSP)に、モバイル環境特有の在圏・圏外状態考慮を施したモビリティ拡張 mRTSP を提案し、試作中のモバイル QoS システムに適用して評価した。その結果、在圏・圏外に関連するセッション制御は、移動機が圏外に流出し PPP コネクションが切断され、圏内流入後新規に PPP コネクションを接続する場合や、FOMA 網から無線 LAN といった異種通信方式網をシームレスに切り替える場合にも応用性のある重要な制御であることがわかった。次に、マルチメディアストリーミング配信に関しては、エンドツーエンド型で通知される受信状況と網から通知されるネットワーク情報を併用したストリーミングサーバレート制御方式を提案し、システムに適用して IMT-2000 シミュレータ装置を介した実験を行った。その結果、ネットワーク情報を併用した場合の方がエンドツーエンド型情報のみと比較して、平均パケットロス数および帯域変動への追従性の観点から優位であること、さらにモバイル環境における通信制御に不可欠な再送制御、在圏・圏外制御との協調制御が達成できていることが明らかになった。

システム開発評価システム技術に関しては、大規模モバイルインターネット環境でのシミュレーション環境を実現するための無線シミュレータ連携方式を提案し、実際に OPNET 上で実装されている RLC ソフトシミュレータモジュールと ns-2 の Mobile IP 以上の TCP/IP モジュールに適用した。その結果、評価システム開発規模の点から、ns-2 に新規開発を行った場合、また ns-2 に一部開発済みモジュールを流用した場合のいずれの場合と比べて連携方式を導入した場合の方が開発規模が小さく抑えられた。

一方、時間同期制御に関しては、連携方式として汎用化が難しい部分もあり、ある程度実装対象となるプロトコル制御に依存することになることもわかった。また、本開発には既存のシミュレーションモジュールには実現されていなかった機能も追加されており、機能の充実とシミュレーション対象ドメインの拡大が図られている。

謝辞

本研究の過程において終始適切なお助言と親身なお鞭撻を賜り、研究をまとめるに当たり懇切なるご指導と励ましを頂きました、静岡大学情報学部情報科学科水野忠則教授、佐藤文明助教授に衷心より御礼申し上げます。

本論文をまとめる過程で種々なご指導と御鞭撻を頂きました、静岡大学情報学部情報科学科富樫敦教授、渡辺尚教授、静岡大学工学部システム工学科石原進助教授に対し、深謝申し上げます。

静岡大学大学院への入学を会社の研究業務の一環として承認され、各種のご配慮・ご支援を頂きました(株)NTT ドコモの取締役・木下耕太研究開発本部長、および常務理事・中野博隆マルチメディア研究所所長に感謝いたします。

本研究の過程において終始貴重なご指導とご鞭撻を頂きました、第4世代インターネット方式研究室渥美幸雄室長、モバイルインターネット研究室高橋修室長、モバイルエージェント研究室太田賢研究主任、第4世代インターネット方式研究室内の室員諸氏、モバイルインターネット研究室の室員諸氏、マルチメディア研究所の所員諸氏、静岡大学情報学部情報科学科水野研究室の学生諸氏、佐藤研究室の学生諸氏に謝意を表します。

本研究に対しご意見、ご討論頂いたドコモ-IBM共同研究プロジェクトのプロジェクト員諸氏に謝意を表します。

終わりに、これまで常に温かく見守ってくれた両親と夫、子供に深く感謝いたします。

参考文献

- [1] 齋藤忠夫，立川敬二共編．新版移動通信ハンドブック．オーム社出版局．
- [2] Keiji Tachikawa. "W-CDMA, Mobile Communications System". 2002. WILEY.
- [3] 立川敬二．W-CDMA 移動通信方式．丸善．
- [4] 立川敬二．移動通信と IT．情報処理学会誌，Vol.42, No.1, pp.1-7, Jan 2001.
- [5] 木下耕太．やさしい IMT-2000 - 第三世代移動通信方式．電気通信協会．
- [6] 水野忠則，太田賢．モバイルコンピューティングの現状と将来．電子情報通信学会誌，Vol.80, No.4, pp.318-323, Apr 1997.
- [7] 水野忠則，田窪昭夫．モバイルコンピューティング．情報処理学会誌，Vol.36, No.9, pp.822-826, Sep 1995.
- [8] 水野忠則，村田嘉利．モバイルコンピューティング-IMT-2000 へ-．機械振興 2001 8月号，pp.59-68(Aug 2001)．
- [9] 永田清人，入江恵．IMT-2000 サービス特集．NTTDoCoMo テクニカル・ジャーナル，Vol.9, No.2, pp.1-7, July 2001.
- [10] 寺岡文男．インターネットにおけるモバイル通信プロトコルの標準化動向．信学論(B)，Vol.J-84-B, No.10, pp.1746-1754, Oct 2001.
- [11] A.S.タネンバウム著，水野忠則，相田仁，東野輝夫，太田賢訳．コンピュータネットワーク第3版．ピアソン・エデュケーション．
- [12] 水野忠則，井手口哲夫，奥田隆史，勅使河原可海．コンピュータネットワーク概論．ピアソン・エデュケーション．Jan. 2001.
- [13] 石原進、田森正紘、谷口幸久、水野忠則．携帯端末の将来像とその技術的課題．情報処理学会研究報告 2000-MBL-15, Vol.2000, No.112, pp.89-96(2000.12)．
- [14] 松下温監修，重野寛著．無線 LAN 技術講座．ソフト・リサーチ・センター．
- [15] 松下温，中川正雄編著，寺岡文男，中島達夫，宮澤正幸，若尾正義，小澤和幸，軒野仁孝．ワイヤレス LAN アーキテクチャ．共立出版．

- [16] MMAC 推進協議会, MMAC システム概要, <http://www.arib.or.jp/mmac/index.htm>
- [17] C. Perkins, editor. "IP mobility support". RFC2002, Oct 1996.
- [18] C. Perkins, editor. "IP Encapsulation within IP". RFC2003, Oct 1996.
- [19] C. Perkins, editor. "IP Mobility Support for IPv4". RFC3220, Jan 2002.
- [20] C. Perkins. "Mobile IP Design Principles and Practices". Addison Wesley. 1997.
- [21] D. Johnson, C. Perkins. "Mobility Support in IPv6". draft-ietf-moblieip-ipv6-18.txt. June 2002.
- [22] 詳解 Mobile IP 移動ノードからのインターネットアクセス. ジェイムズ・D・ソロモン著, 寺岡文男, 井上淳監訳. ピアソン・エデュケーション.
- [23] A. Campbell, J. Gomez, C-Y. Wan, S. Kim, Z. Turanyi, and A. Valko. "Design, Implementation and Evaluation of CellularIP". IEEE Personal Communications, August 2000.
- [24] R. Ramjee, T.L. Porta, S. Thuel, K. Varadhan, and L. Salgarelli. "HAWAII: A Domain Based Approach for Supporting Mobility in Wide-area Wireless Networks". ICNP99.
- [25] Y. Xu, R. Bhalla, E. Campbell, K. Freter, E. Mhadwen, and G. Dommy. "Mobile IP Based Micro Mobility Management Protocol in the The Third Generation Wireless Network". draft-ietf-mobileip-3gwireless-ext-00.txt
- [26] R. Caceres, V.N. Padmanabhan. Fast and Scalable Handoffs for Wireless Internetworks. MOBICOM '96.
- [27] C. Castelluccia, L. Bellier. Hierarchical Mobile IPv6. ACM Mobile Computing and Communication Review (MC2R) -April 2000 issue.
- [28] C. Perkins, D.B. Johnson. Route Optimization in Mobile IP. Draft-ietf-mobileip-optim-11.txt. Sep 2001.
- [29] M. Ishiyama, M. Kunishi, K. Uehara, H. Esaki, F. Teraoka. "LINA: A New

Approach to Mobility Support in Wide Area Networks ” . IEICE Transactions, Vol.E84-B No.8
pp.2076 ? 2086.

[30] S. Deering, R. Hinden. “Internet Protocol, Version 6 (IPv6) Specification ” . RFC1883. 1995.

[31] クリスチャン・ウイテマ著, 村井純監修 . IPv6 次世代インターネット・プロトコル . プレンティスホール .

[32] M.A. Miller 著 . IPv6 入門 . 翔泳社 .

[33] S.A. Thomas. “IPng and the TCP/IP Protocols: Implementing the Next Generation Internet ” . John Wiley & Sons.

[34] S.O. Bradner. “IPng Internet Protocol Next Generation ” . Addison Wesley Publishing Company.

[35] ns Notes and Documents. VINT Project. Feb.25th, 2000.
<http://www-mash.CS.Berkeley.EDU/ns/ns-documentation.html> .

[36] J. Postel. “Transmission Control Protocol ” . RFC793. 1981.

[37] V. Jacobson. “Congestion Avoidance and Control ” . ACM Computer Communication Review, Vol.18, No.4, pp.314-329. 1988.

[38] W. Stevens. “TCP Slow Start, Congestion Avoidance, Fast Retransmit, and Fast Recovery Algorithms ” . RFC2001. Jan 1997.

[39] M. Allman, V. Paxson, V. and W. Stevens, “TCP Congestion Control ” . RFC2581. Apr 1999.

[40] G.R. Wright, W.R. Stevens. “TCP/IP Illustrated, Volume 2 ” . Addison-Wesley. 1995.

[41] S. Floyd, T. Henderson. “The NewReno Modification to TCP ’ s Fast Recovery Algorithm ” . RFC2582.

[42] M. Marthis, J. Mahdavi, S. Floyd, A. Romanow. “TCP Selective Acknowledgement Options ” . RFC2018. Oct 1996.

- [43] L. Brakmo, S. O'Malley, L. Peterson. "TCP Vegas: New Techniques for Congestion Detection and Avoidance". ACM SIGCOMM94.
- [44] M. Allman. "On the Generation and Use of TCP Acknowledgements". ACM Computer Communication Review. October 1998.
- [45] K. Fall, S. Floyd. "Simulation-based Comparisons of Tahoe, Reno and SACK TCP". Computer Communication Review. vol.26 No.3 pp.5-21. July 1996.
- [46] A. Bakre, B.R. Badrinath. "I-TCP: Indirect TCP for Mobile Hosts". In Proceedings of the 15th International Conference on Distributed Computing Systems (ICDCS). May 1995.
- [47] H. Balakrishnan, V.N. Padmanabhan, S. Seshan, R. Katz. "A Comparison of Mechanisms for Improving TCP Performance over wireless links". ACM SIGCOMM 96.
- [48] H. Balakrishnan, S. Seshan, R.H. Katz. "Improving Reliable Transport and Handoff Performance in Cellular Wireless Networks". ACM Wireless Networks, 1(4), Dec 1995.
- [49] A.M. Costello, G. Varghese. "Redesigning the BSD Timer Facilities". Software-Practice and Experience. 28(8):883-896, July 1998.
- [50] R. Braden. "Requirements for Internet Hosts ? Communication Layers". RFC1122. Oct 1989.
- [51] 村山公保, 西田佳史, 尾家祐二. トランスポートプロトコル. 岩波書店.
- [52] Y. Tamura, Y. Tobe, H. Tokuda. "EFR: Efficient Fast Retransmit Scheme for TCP in a Wireless Multiple Access". 情報処理学会論文誌, Vol.40(1) pp.46-56 Jan 1999.
- [53] H. Schulzrinne, S. Casner, R. Frederick, V. Jacobson. "RTP: A Transport Protocol for Real-Time Applications". RFC1998. January 1996.
- [54] H. Schulzrinne, A. Rao, R. Lanphier. "Real Time Streaming Protocol". RFC2326. April 1998.
- [55] M. Handley, V. Jacobson. "SDP: Session Description Protocol". RFC2327.

April 1998.

[56] Y. Kikuchi, T. Nomura, S. Fukunaga, Y. Matsui, H. Kimata. "RTP Payload Format for MPEG-4 Audio/Visual Streams". RFC3016. November 2000.

[57] C. Aurrecoechea, A.T. Cambell, L. Hauw. "A Survey of QoS Architecture". ACM Multimedia Sys. J. May 1998.

[58] D. Chalmers, M. Sloman. "A SURVEY OF QUALITY OF SERVICE IN MOBILE COMPUTING ENVIRONMENTS". IEEE Communications Surveys.

[59] 3GPP. TS 26.234 V1.5.1. 3rd Generation Partnership Project. Technical Specification Group Service and System Aspects, "Transparent end-to-end packet switched streaming service (PSS); Protocol and codecs". March 2001.

[60] 3GPP. 3G TS23.107 V3.2.0(2000-03). 3rd Generation Partnership Project. Technical Specification Group Services and System Aspects. "QoS Concept and Architecture (Release 1999)".

[61] 3GPP. 3G TS22.105 3.9.0(2000-06). 3rd Generation Partnership Project. Technical Specification Group Services and System Aspects. "Services and Service Capabilities (Release 1999)".

[62] 3GPP. 3G TYS22.060 V3.4.0(2000-06). 3rd Generation Partnership Project. Technical Specification Group Services and System Aspects. "General Packet Radio Service (GPRS); GPRS Service description, Stage 1 (Release 1999)".

[63] 戸田巖 . ネットワーク QoS 技術 . オーム社 .

[64] 徳田英幸 . マルチメディアコンピューティング [I] - 総論 : マルチメディアプラットフォーム . 信学誌 , Vol.80 No.5 pp.496-502. May 1997.

[65] H. Tokuda, Y. Tobe, S.T.-C. Chou, J.M.F. Moura. "Continuous media communication with dynamic QoS control using ARTS with an FDDI network", in Proceedings of SIGCOMM92. ACM Press. 1992.

[66] L. Delgrossi, C. Halstrick, D. Hehmann, R. Guido, O. Krone, J. Sandvoss,

C. Vogt. ``Media scaling in a multimedia communication system” . Multimedia Systems vol. 2 pp.172-180. Springer-Verlag. 1994.

[67] G.S. Blair, et al. ``Quality of service support in a Mobile environment: an approach base on tuple spaces” . Proc. 5th IFIP International Workshop on QoS. 1997.

[68] A. Campbell, G. Coulson, F. Garcia, D. Hutchinson, H. Leopold. ``Integrated Quality of Service for Multimedia Communications” . Proc. of IEEE INFOCOM '93. pp.732-739. April 1993.

[69] R. Braden, D. Clark, S. Shenker. ``Integrated Services in the Internet Architecture: an Overview” . RFC1633. 1994.

[70] T. Yamazaki, J. Matsuda. ``Adaptive QoS Management for Multimedia Applications in Heterogeneous Environments: A Case study with Video QoS Mediation” . IEICE TRANSACTION of COMMUNICATION. Vol. E82-E No.11 pp.1801-1807. Nov 1999.

[71] 三木弼一 . MPEG-4 のすべて . 工業調査会 .

[72] MPEG の公式ホームページ . <http://www.cselt.it/MPEG/>

[73] ``Tutorial Issue on the MPEG-4 standard Image” . Communication Journal. Vol.15 No.4-5. January 2000. Elsevier.

[74] S. Gringeri, R. Egorov, K. Shuaib, A. Lewis, B. Bash. ``Robust Compression and Transmission of MPEG-4 Video” . GTE Laboratories Incorporated. ACM Multimedia '99. Oct 1999.

[75] H. Sun, W. Kwok, J. Zdepski. ``Architectures for MPEG compressed bitstream scaling” . IEEE International Conference on Image Processing. Oct 1995.

[76] J. Hunter, V. Witana, M. Antoniadis. ``A Review of Video Streaming over the Internet” . DSTC Technical Report, TR97-10.

[77] J. Case, M. Fedor, M. Schoffstall, J. Davin. ``A Simple Network Management Protocol (SNMP)” . RFC1157. May 1990.

[78] M. Rose, K. McCloghrie. ``Concise MIB Definitions” . RFC1212. March 1991.

- [79] 石川啓二 . コンテンツデリバリ技術の動向 . 信学技報 IN2001-168 (2002-2) P45-50.
- [80] R. Braden, D. Clark, S. Shenker. "Integrated Services in the Internet Architecture: an Overview" . RFC1633. 1994.
- [81] 澤田寛 ,有馬秀平 .IMT-2000 ネットワークアーキテクチャ .信学会誌 Vol. 82 No. 2 pp. 145-152. 電子情報通信学会 . 1999.
- [82] 山内長承, 串田高幸, 富田アルベルト, 尾上裕子, 渥美幸雄 . 再送をともなう無線区間を持つインターネットでの動画転送時のバッファ制御 . 情報処理学会 DPS 研究報告 . 2001 年 5 月 .
- [83] 安木成比古, 渥美幸雄, 高橋修, 尾上裕子, 黒川雅人, 串田高幸, 富田アルベルト, 山内長承 .モバイルストリーミングのための QoS 制御フレームワーク D1COM02001 2001 年 6 月 .
- [84] 串田高幸, 富田アルベルト, 黒川雅人, 山内長承, 尾上裕子, 安木成比古, 渥美幸雄, 高橋修 . モバイルマルチメディア QoS の構成方式 . D1COM02001 . 2001 年 6 月 .
- [85] 尾上裕子, 安木成比古, 渥美幸雄, 萩野浩明, 村尾高秋, 串田高幸, 山内長承 . マルチメディアセッション制御プロトコルにおけるモビリティ拡張機能について . 情報処理学会 MBL 研究報告 . 2001 年 9 月 .
- [86] 村尾高秋, 谷口雅昭, 串田高幸, 萩野浩明, 尾上裕子, 高橋修 . ワイヤレス区間を想定したビデオストリーミングシステム . 情報処理学会 DPS 研究報告 . 2001 年 9 月 .
- [87] 稲村浩, 石川太郎, 高橋修 . W-CDMA 網での TCP トラフィック特性評価 . MBL 研究報告 . 情報処理学会 . 2001 年 9 月 .
- [88] 駒木寛隆, 村尾高秋, 串田高幸, 尾上裕子, 萩野浩明, 石川太郎, 稲村浩, 山内長承 . 中間ネットワーク情報を用いたワイヤレスストリーミング QoS 制御 . 移動通信ワークショップ . 2002 年 3 月 .
- [89] 萩野浩明, 尾上裕子, 安木成比古, 渥美幸雄, 駒木寛隆, 村尾高秋, 串田高幸, 山内長承 . モバイルストリーミング QoS サーバにおけるファイル切り替え方式 . 移動通信ワー

クシヨップ . 2002 年 3 月 .

[90] 尾上誠蔵, 山本他 . IMT2000 サービス特集:技術概要 . NTT DoCoMo テクニカルジャーナル Vol. 9 No.2 . 2001 年 7 月 .

[91] R. Bagrodia, W-L. Liao. ``Maisie: A Language for design of Efficient Discrete-Event Simulations''. IEEE Transactions on Software Engineering. April 1994.

[92] J. Short, R. Bagrodia, L. Kleinrock. ``Mobile Wireless Network System Simulation''. Wireless Networks Journal, Vol.1(4). 1995.

[93] R. Bagrodia, R. Meyer, M. Takei, Y. Chen, X. Zeng. J. Martin, B. Park, H. Song. ``Parsec: A Parallel Simulation Environment for Complex Systems''. Computer, Vol.31(10), p.77-85. Oct 1998.

[94] X. Zeng, R. Bagrodia, M. Gerla. ``GloMoSim: A Library for Parallel Simulation of Large-scale Wireless Networks ". Workshop on Parallel and Distributed Simulation". p.154-161. 1998.

[95] M. Liljenstam, R. Ayani. ``Model for Parallel Simulation of Mobile Telecommunication Systems ". In Proceedings of the 4th International Workshop on Modeling, Analysis, and Simulation of Computer and Telecommunication Systems (MASCOTS ' 96).

[96] W. Liu, et al. ``Parallel Simulation Environment for Mobile Wireless Networks ". WSC96.

[97] M. Kamel, C. Trudeau. ``Springfield: A Real-Time Parallel Simulation of Mobile Telecommunications ".

[98] R. Bagrodia, M. Gerla, L. Kleinrock, J.Short, T.-C.Tsai. ``A Hierarchical Simulation Environment For Mobile Wireless Networks. ". In Proceedings of the 1995 Winter Simulation Conference ? WSC ' 95. Dec 1995.

[99] 3GPP. 3G TS 25.322 v.3.5.0: RLC Protocol Specification. Dec.2000.

[100] 3rd Generation Partnership Project(3GPP). www.3gpp.org.

[101] OPNET Technologies, Inc. www.OPNET.com.

[102] Y. Onoe, Y. Atsumi, F. Sato, T. Mizuno. ``An Efficient TCP/IP Control Scheme for Next-Generation Mobile IP Communication Networks''. IEICE Trans. COMMUN., Vol.E84-B No.4 April 2001.

筆者発表論文

A 学術雑誌等に発表した論文

1. Yuko Onoe, Yukio Atsumi, Fumiaki Sato, Tadanori Mizuno. ``An Efficient TCP/IP Control Scheme for Next-Generation Mobile IP Communication Networks''. IEICE Transaction on Communications. Vol.E84-B, No.4. April 2001.
2. Yuko Onoe, Yukio Atsumi, Fumiaki Sato, Tadanori Mizuno. ``A dynamic delayed ACK control scheme on Mobile IP networks''. IEICE Transaction on Communications. Vol.E85-B. 2002.
3. 尾上裕子, 渥美幸雄, 佐藤文明, 水野忠則. モバイル IP ネットワークのための無線シミュレータ連携方式. 電子情報通信学会論文誌. Vol.G85. Dec 2002.
4. 尾上裕子, 萩野浩明, 渥美幸雄, 高橋修, 駒木寛隆, 串田高幸, 山内長承. マルチメディアストリーミング配信サーバにおけるネットワーク情報活用型レート制御方式. 情報処理学会論文誌. 44 巻 3 号. March 2003.

B.国際会議に発表した論文

1. Yuko Onoe, Yukio Atsumi, Fumiaki Sato, Tadanori Mizuno. ``A dynamic delayed ACK control scheme on Mobile IP networks ". 2001 International Conference on Computer Networks and Mobile Computing. pp.35-40. Oct 2002.
2. Yuko Onoe, Yukio Atsumi, Osamu Takahashi, Fumiaki Sato and Tadanori Mizuno. ``An efficient IP mobility control scheme for next-generation Mobile communication networks ". The 7th International Workshop on Mobile Multimedia Communications. pp.2B-3-1-2B-3-6. Oct. 2000.
3. Yuko Onoe, Yukio Atsumi, Fumiaki Sato, Tadanori Mizuno. ``An efficient TCP/IP hand-over control scheme for next-generation Mobile communication networks ". Internet Conference 2000. pp.103-112. Nov 2000.

C.

1. 尾上裕子, 渥美幸雄, 佐藤文明, 水野忠則. Mobile IP 網における効率的 IP ベース・ハンドオーバー方式. マルチメディア、分散、協調とモバイル(DICOM02000)シンポジウム論文集. 情報処理学会シンポジウムシリーズ Vol.2000, No.7, pp.709-714. 2000年6月.
2. 尾上裕子, 渥美幸雄, 佐藤文明, 水野忠則. 次世代移動通信網における効率的 IP 移動制御方式. 第61回情報処理学会全国大会講演論文集(3), pp.3-457-3-458. 2000年10月.
3. 尾上裕子, 渥美幸雄, 佐藤文明, 水野忠則. Mobile IP ネットワークにおける動的遅延 ACK 制御機構. 情報処理学会研究報告 2001-MBL-16, Vol.2001, No.13, pp.47-54. 2001年2月.
4. 尾上裕子, 渥美幸雄, 佐藤文明, 水野忠則. モバイル IP ネットワークのための無線シミュレータ連携方式. 電子情報通信学会. 信学技法 IN2001-152, TM2001-77, OFS2001-68(2002-1), pp.19-24. 2002年1月.
5. 山内長承, 串田高幸, 富田アルベルト, 尾上裕子, 渥美幸雄. 再送をともなう無線区間を持つインターネットでの動画転送時のバッファ制御. 情報処理学会 DPS 研究報告. 2001年5月.
6. 安木成比古, 渥美幸雄, 高橋修, 尾上裕子, 黒川雅人, 串田高幸, 富田アルベルト, 山内長承. モバイルストリーミングのための QoS 制御フレームワーク. DICOM02001. 2001年6月.
7. 串田高幸, 富田アルベルト, 黒川雅人, 山内長承, 尾上裕子, 安木成比古, 渥美幸雄, 高橋修. モバイルマルチメディア QoS の構成方式. DICOM02001. 2001年6月.
8. 尾上裕子, 安木成比古, 渥美幸雄, 萩乃箴, 村尾高秋, 串田高幸, 山内長承. マルチメディアセッション制御プロトコルにおけるモビリティ拡張機能について. 情報処理学会 MBL 研究報告. 2001年9月.
9. 村尾高秋, 谷口雅昭, 串田高幸, 萩野浩明, 尾上裕子, 高橋修. ワイヤレス区間を想定したビデオストリーミングシステム. 情報処理学会 DPS 研究報告. 2001年9月.
10. 駒木寛隆, 村尾高秋, 串田高幸, 尾上裕子, 萩野浩明, 石川太郎, 稲村浩, 山内長承. 中間ネットワーク情報を用いたワイヤレスストリーミング QoS 制御. 移動通信ワークショップ. 2002年3月.
11. 萩野浩明, 尾上裕子, 安木成比古, 渥美幸雄, 駒木寛隆, 村尾高秋, 串田高幸, 山内長

承 .モバイルストリーミング QoS サーバにおけるファイル切り替え方式 .移動通信ワークショップ .
2002 年 3 月 .

12. 萩野浩明, 尾上裕子, 安木成比古, 渥美幸雄, 駒木寛隆, 村尾高秋, 串田高幸, 山内長承 . マルチメディアストリーミング配信のためのパケット再送制御について . DICOM02002. 2002 年 7 月 .

13. 尾上裕子, 萩野浩明, 安木成比古, 渥美幸雄, 駒木寛隆, 村尾高秋, 串田高幸, 山内長承 . マルチメディアストリーミング配信サーバにおけるネットワーク情報活用型レート制御方式 . DICOM02002. 2002 年 7 月 .

14. 尾上裕子, 渥美幸雄, 徳田英幸 . 次世代移動通信網における Mobile IP 変換技術 . 情報処理学会 . マルチメディア通信と分散処理研究会 . Nov 1999.

15. 尾上裕子, 渥美幸雄, 佐藤文明, 水野忠則 . 次世代移動通信網における IPv4-IPv6 変換方式技術の評価 . 信学技法 IN2000-211. March 2001.

16. 宮崎雄一郎, 尾上裕子, 安木成比古, 萩野浩明, 渥美幸雄 . IMT-2000 実環境下におけるモバイルストリーミング QoS システムの検証 . 電子情報通信学会全国大会論文集 .

17. 村尾高秋, 駒木寛隆, 萩野浩明, 尾上裕子, 安木成比古, 渥美幸雄, 山内長承 . モバイルワイヤレスネットワーク上での連続したマルチメディア配信のパラダイム . 情報処理学会 . マルチメディア通信と分散処理研究会 . Sep 2002.

18. 宮崎雄一郎, 尾上裕子, 萩野浩明, 谷口雅昭, 串田高幸, 山内長承 . ストリーミング配信システムにおける QoS 中継ノードについて . 電子情報通信学会 AN 研究会 . Oct 2002.

19. 串田高幸, 村尾高秋, 谷口雅昭, 駒木寛隆, 尾上裕子, 萩野浩明, 渥美幸雄, 稲村浩, 安木成比古, 山内長承 . モバイルワイヤレスマルチメディア QoS 制御方式の評価検討 , 情報処理学会 , マルチメディア通信と分散処理研究会ワークショップ . Dec 2002.

D.表彰

1. モバイルコンピューティングとワイヤレス研究会優秀論文賞:Mobile IP 網における効率的 IP ベース・ハンドオーバー方式 , H12 年 6 月 .

2. モバイルコンピューティングとワイヤレス研究会優秀論文賞:Mobile IP ネットワークにおける動的遅延 ACK 制御機構, H13 年 2 月.
3. 情報処理学会山下研究記念賞:Mobile IP ネットワークにおける動的遅延 ACK 制御機構, H13 年 11 月.