

学位論文 博士（工学）

ユニバーサルサービスを実現する
光アクセスネットワークに関する研究

2015年9月

慶應義塾大学大学院理工学研究科

村山大輔

謝辞

本研究を進めるにあたり、終始暖かい激励とご指導、ご鞭撻を賜りました慶應義塾大学理工学部電子工学科教授 池原雅章博士に謹んで深謝の意を表します。

本論文をまとめるにあたり、有益なご助言を頂き、ご指導頂いた慶應義塾大学理工学部情報工学科教授 大槻知明博士、同 電子工学科教授 眞田幸俊博士、同 専任講師 久保亮吾博士に謹んで深謝の意を表します。

本研究を進めるにあたり、研究活動の基礎をご指導頂き、また有益なご助言を頂いた慶應義塾大学理工学部物理情報工学科教授 内山孝憲博士に深く感謝の意を表します。

本論文をまとめる機会を与えていただきました日本電信電話株式会社 NTT 未来ねっと研究所 ワイヤレスシステムイノベーション研究部部長 上原一浩博士、同 NTT アクセスサービスシステム研究所 無線アクセスプロジェクト プロジェクトマネージャ 中津川征士氏、工学院大学工学部情報通信工学科教授 杉山隆利博士（元、日本電信電話株式会社 NTT 未来ねっと研究所ワイヤレスシステムイノベーション研究部 適応無線信号処理研究グループ グループリーダ）に深く感謝の意を表します。

本論文をまとめる機会を与えていただき、また本研究を進めるにあたり、暖かい激励とご指導を頂きました千歳科学技術大学総合光科学部光システム学科教授 吉本直人博士（元、NTT アクセスサービスシステム研究所光アクセスシステムプロジェクト プロジェクトマネージャ）、NTT アクセスサービスシステム研究所 光アクセス基盤プロジェクト 光アクセス基盤 SE グループ グループリーダ 鈴木謙一博士に深く感謝の意を表します。

本研究を進めるにあたり、多大なるご指導を頂きました NTT アドバンステクノロジ株式会社 三鬼準基氏、西日本電信電話株式会社 太田憲行氏、NTT アクセスサービスシステム研究所 酒井慈仁氏に深く感謝の意を表します。

本研究を進めるにあたり、多大なるご協力をいただきました慶應義塾大学理工学部電子工学科 池原雅章研究室および久保亮吾研究室諸氏に深く感謝の意を表します。

本研究を進めるにあたり、ご指導およびご協力をいただきました NTT アクセスサービスシステム研究所 光アクセス基盤プロジェクト、同 無線アクセスプロジェクト、NTT 未来ねっと研究所 ワイヤレスシステムイノベーション研究部の同僚諸氏に深く感謝の意を表します。

本研究を進めるにあたり、慶應義塾先端科学技術研究センターから KLL 後期博士課程研究助成

金のご支援を頂戴しました。ここに深く感謝の意を表します。

最後に、在職での学生生活をサポートしてくれた家族に心より感謝します。本論文をまとめるにあたり、図の作成やレビューなど、直接的にも多々協力してもらいました。心より感謝します。

2015年9月
村山 大輔

目次

謝辞	i
目次	ii
図目次	v
表目次	viii
1 序論	1
1.1 背景	1
1.1.1 人々の豊かな生活を支える情報通信サービス	1
1.1.2 通信手段の変貌	2
1.1.3 ADSL と FTTH	4
1.1.4 FTTH を実現する光アクセスシステム	5
1.1.5 PON (Passive Optical Network)	7
1.1.6 FTTH のユニバーサルサービス化	11
1.1.7 通信サービスの品質	12
1.2 本研究の概要	13
1.3 各章の構成	13
2 EPON	15
2.1 現在利用されている PON	15
2.2 EPON	16
2.2.1 物理構成	16
2.2.2 ユーザ多重方式	17
2.2.3 MPCP (Multi Point Control Protocol)	18
2.2.4 上り帯域割り当て	19
2.2.5 MPCP ディスカバリ処理	28
2.2.6 光増幅器	30

3 EPON の長距離化	32
3.1 背景と課題	32
3.2 長距離化対応上り帯域割り当て方式	33
3.2.1 従来方式の問題点	33
3.2.2 提案方式	35
3.2.3 実機実験による効果の検証	39
3.3 長距離化対応 MPCP ディスカバリ方式	47
3.3.1 従来の MPCP ディスカバリ方式の長距離化時の問題点	47
3.3.2 提案方式	48
3.3.3 効果の検証	51
3.4 まとめ	55
4 EPON の多分岐化	56
4.1 背景と課題	56
4.2 多分岐化対応 MPCP ディスカバリ方式	57
4.2.1 従来の MPCP ディスカバリ方式の多分岐化時の問題点	57
4.2.2 提案方式	59
4.2.3 効果の検証	61
4.3 帯域制御性能を向上する帯域割り当て方式	64
4.3.1 従来の帯域割り当て方式の問題点	64
4.3.2 動的要求数値を用いた帯域割り当て方式	64
4.3.3 帯域制御性能の評価指標	66
4.3.4 数値計算による効果の見積もり	66
4.3.5 帯域割り当てシミュレーション	68
4.4 多分岐化 EPON の研究のまとめ	72
5 EPON のオープン化	73
5.1 背景と課題	73
5.1.1 EPON ONU のオープン化	73
5.1.2 EPON の標準規格	74
5.2 ONU オープン化対応帯域割り当て方式	74
5.2.1 従来の ONU における帯域割り当て動作の相違点	74
5.2.2 異なる REPORT 表現の ONU を収容する Diversity DBA の提案	76
5.2.3 提案方式のフィージビリティ確認および性能評価	85
5.3 EPON ONU のオープン化の研究のまとめ	92

6 結論	93
6.1 本研究で得られた成果	93
6.2 今後の展望	95
参考文献	97
業績リスト	104

図目次

1-1 電気通信の歴史	3
1-2 日本国内におけるブロードバンドサービスの契約数の推移	4
1-3 ADSL における接続距離と実効速度の関係イメージ	5
1-4 通信網の構成概要	6
1-5 光アクセスシステムの基本構成	6
1-6 光カッピラ（パワースプリッタ）の構成	7
1-7 AWG の構成	8
1-8 TDM-PON の構成	9
1-9 CDM-PON の構成	9
1-10 WDM-PON の構成	10
1-11 本論文の章構成	14
2-1 EPON で使用する光の波長帯	17
2-2 MAC フレームフォーマット	18
2-3 レンジングの方法	19
2-4 割り当て帯域とフレーム長との不一致	20
2-5 DBA の帯域割り当てイメージ	21
2-6 FBA の帯域割り当てイメージ	21
2-7 DBA のためのメッセージやり取り	22
2-8 メッセージフォーマット; (a) GATE メッセージ、(b) REPORT メッセージ	23
2-9 IPACT における帯域割り当てスキーム	24
2-10 複数リクエスト方式における帯域割り当てスキーム	25
2-11 複数リクエスト方式における送信要求量	26
2-12 割り当て量計算処理手順 ^[75]	27
2-13 MPCP ディスカバリ処理	29
2-14 3R 再生中継器の構成	31
2-15 光増幅器の構成	31

3-1	DBA (SR 方式) における遅延時間	34
3-2	長距離接続の ONU と短距離接続の ONU との共存	35
3-3	提案方式における制御メッセージ交換スキーム	36
3-4	帯域割り当てアルゴリズム	37
3-5	測定系の基本構成	39
3-6	遅延時間の測定系	41
3-7	ONU の最長接続距離と遅延時間の関係	42
3-8	ONU の最長接続距離と遅延時間の揺らぎの関係	43
3-9	スループット測定時の EPON 構成	45
3-10	遠距離 ONU 数と帯域利用効率の関係	46
3-11	遠距離 ONU 数と Fairness Index の関係	46
3-12	従来の MPCP ディスカバリ ウィンドウ	48
3-13	提案方式におけるディスカバリ ウィンドウ	49
3-14	簡易アイモニタ構成 ^[93]	50
3-15	遅延時間が最大となる場合のタイムチャート	53
3-16	フレームロスが生じない最大の転送レート	54
4-1	従来の MPCP ディスカバリ処理におけるフレーム衝突の例	58
4-2	誤り訂正の繰り返し処理による衝突補償処理の流れ ^[98]	59
4-3	提案方式における MPCP ディスカバリ処理	60
4-4	登録要求が受理されるまでの再送回数 ($P = 0.1$)	62
4-5	登録要求が受理されるまでの再送回数 ($P = 0.3$)	62
4-6	登録要求が受理されるまでの再送回数 ($P = 0.7$)	63
4-7	帯域制御性能と保証帯域	65
4-8	ONU の上りバッファ蓄積量と送信要求量の関係	65
4-9	拡張 GATE メッセージのフォーマット	67
4-10	従来方式による割り当て帯域累積平均値の推移 (16 ONUs)	69
4-11	提案方式による割り当て帯域累積平均値の推移 (16 ONUs)	70
4-12	従来方式と提案方式による割り当て帯域累積平均値の推移の比較 (ONU 1)	71
4-13	提案方式における振幅率と 50 ms 中の要求量閾値更新頻度の関係	71
5-1	REPORT メッセージフォーマット	75
5-2	パラメータ I の異なる ONU の Queue Set	77
5-3	パラメータ II の異なる ONU の Queue Set	77
5-4	パラメータ III の異なる ONU の Queue Set	78
5-5	各パラメータの組合せの異なる ONU の例	78

5-6 REPORT 表現変換の例	84
5-7 REPORT 表現判別成功率の推移 (REPORT 表現パターン A)	86
5-8 REPORT 表現判別成功率の推移 (REPORT 表現パターン B)	87
5-9 REPORT 表現判別成功率の推移 (REPORT 表現パターン C)	87
5-10 REPORT 表現判別成功率の推移 (REPORT 表現パターン D)	88
5-11 REPORT 表現判別成功率の推移 (REPORT 表現パターン E)	88
5-12 REPORT 表現判別成功率の推移 (REPORT 表現パターン F)	89
5-13 REPORT 表現判別成功率の推移 (REPORT 表現パターン G)	89
5-14 REPORT 表現判別成功率の推移 (REPORT 表現パターン H)	90
5-15 判別成功率と帯域利用効率の関係	91

表目次

1.1 各国の FTTH 普及状況	11
3.1 遅延時間測定条件	40
3.2 スループット測定条件	44
3.3 シミュレーション条件	52
3.4 最大遅延時間計算結果	52
4.1 シミュレーション条件	61
4.2 PID 制御による帯域割り当てシミュレーション条件	68
5.1 パラメータ I : Queue Set 起算点	81
5.2 パラメータ II : Queue Set 順序	82
5.3 パラメータ III : 既割り当て分	83
5.4 REPORT 表現の組み合わせパターン	84
5.5 REPORT 表現の変換	85
5.6 REPORT 表現判別シミュレーション条件	86

第1章

序論

1.1 背景

1.1.1 人々の豊かな生活を支える情報通信サービス

近年のインターネットやスマートフォンの急速な発展に伴い、これらを利用する多くのユーザーにとって、情報通信サービスは欠かすことのできない生活基盤となった。遠隔地への主な連絡手段は、電話から email やメッセージアプリケーションへと移行した。連絡を取りたいと思ったときに、その場ですぐに連絡を取ることが可能になった。受信者は、いつでもどこにいてもその連絡を受けることができ、また、都合のよいタイミングで確認・応答することができるようになった。テレビ放送を視聴するように、インターネットを介した動画配信サービスによるコンテンツを視聴することもできる。また、個人が、配信者として広く情報や映像を公開することも簡単にできるようになった。映像と音声をリアルタイムに交換するテレビ電話を利用すれば、電話よりも臨場感を持って、遠隔地の他者と会話をすることもできる。これを利用した遠隔会議システムでは、多地点の参加者の顔を見ながら、さらに、資料を写し出した画面を共有しながら、会議を行うことも可能となった。自宅から職場にアクセスして、在宅勤務を行うことも可能となっていきている。在宅勤務は、これまでの働き方を大きく変える可能性がある。都心部の通勤ラッシュを緩和し、また、労働者のワークライフバランスを改善することが期待される。通勤に掛かる時間を節約し、家族とのコミュニケーションの時間を増やすことができる。また、仕事の傍ら、育児や介護をすることも、これまでと比べれば格段にしやすくなることが期待できる。

情報通信接続サービスの中でも、FTTH (Fiber to the Home) によるブロードバンド接続サービスは、データ通信サービス、テレビ放送配信サービス、音声通話サービスを包含して、トリプル

プレイサービスとしても拡大している^[1,2]。これにより、これまで、テレビ放送や、電話サービスを利用してきたユーザにとっても、情報通信サービスが重要な生活基盤となり得るようになった。

今後、人々の生活をより豊かなものへと発展させていく上で、情報通信サービスは不可欠のものであると言える。

1.1.2 通信手段の変貌

図1-1に、主な電気通信の年表を示す。電気通信の歴史は1837年のモールス信号電信機の発明に始まる^[3]。モールス信号による電信サービスはアメリカ合衆国で1844年に、日本では1869年に商用化がなされた^[4,5]。1876年には、ベルらが電話機を発明した^[6]。日本では、1890年に電話サービスが商用化された^[7]。電話サービスは大きく発展を遂げ、1990年代には日本国内で6000万加入を超えた^[8]。

1900年、フェッセンデンは無線による音声電話実験に成功した^[9]。無線呼び出しサービス（ポケットベルサービス）は、1962年にアメリカ合衆国で、日本では1968年に開始された^[10]。1979年には日本国内で自動車電話サービスが提供され始めた^[11]。1995年、日本でPHS（Personal Handy-phone System）サービスが開始^[12]、1999年には携帯電話用のインターネット接続サービスが開始された^[13]。2007年、Apple社がiPhoneを発売し、今日のスマートフォンの爆発的な普及へと繋がった^[14]。2014年末時点での国内の携帯電話契約数は、約1億4981万に上る^[15]。

データ通信は、1961年にクラインロックが発表したパケット交換理論に端を発する^[16]。1967年、インターネットの前身であるARPANET（Advanced Research Projects Agency Network）の基本設計が発表され^[17]、1969年には、アメリカ合衆国の4大学がARPANETに接続された^[18]。また、1970年には、ALOHAnetが発表された^[19]。1973年、メトカーフはEthernetの基本原理を考案した^[20]。翌1974年には、サーフらによって、TCP（Transmission Control Protocol）の基礎理論が発表された^[21]。1989年には、商用電子メールシステムとインターネットが、初めて接続された^[22]。これが商用のインターネットサービスの開始とされている。ブロードバンドと呼ばれる接続サービスは、1999年のADSL（Asymmetric Digital Subscriber Line）に始まる^[23]。ADSLはメタルケーブルを介して電気信号により通信を行うものである。光ファイバを線路媒体とするFTTHサービスは、より高速な接続を実現するシステムとして、国内では2001年に商用化された^[24]。FTTHは、大容量通信を可能にし、今日では、データ通信とは別に発展してきた様々なサービスを包含はじめている。FTTHに接続される端末は、PC（Personal Computer）以外にも多岐に渡る。2001年のIP電話の登場によって、固定電話がFTTHに接続されるようになった^[25]。スマートフォンは、家庭内では、FTTH回線に無線LANを介して接続して、インターネットに接続する端末とし

電信	電話	無線電話	データ通信
1837年 電信機発明《米国》			
1844年 電信サービス開始《米国》			
1869年 電信サービス開始《日本》	1876年 電話機発明《米国》		
	1890年 電話サービス開始《日本》		
		1900年 無線電話実験成功《米国》	
			1961年 パケット交換理論《米国》
		1962年 ポケベル開始《米国》	
			1967年 ARPANET の基本設計発表《米国》
		1968年 ポケベル開始《日本》	
			1969年 ARPANET の運用開始《米国》
			1970年 ALOHAnet 発表《米国》
			1973年 イーサネットの基本原理発明《米国》
			1974年 TCPの基礎理論発表《米国》
		1979年 自動車電話サービス開始《日本》	
		1987年 携帯電話サービス開始《日本》	
1988年 ISDNサービス開始《日本》			1989年 商用インターネットサービス開始《米国》
		1995年 PHSサービス開始《日本》	
		1999年 i-mode(携帯インターネット)サービス開始《日本》	
			1999年 ADSLサービス開始《日米》
2001年 IP電話サービス開始《日本》			2001年 FTTHサービス開始《日本》
		2007年 iPhone発売《米国》	

図 1-1: 電気通信の歴史

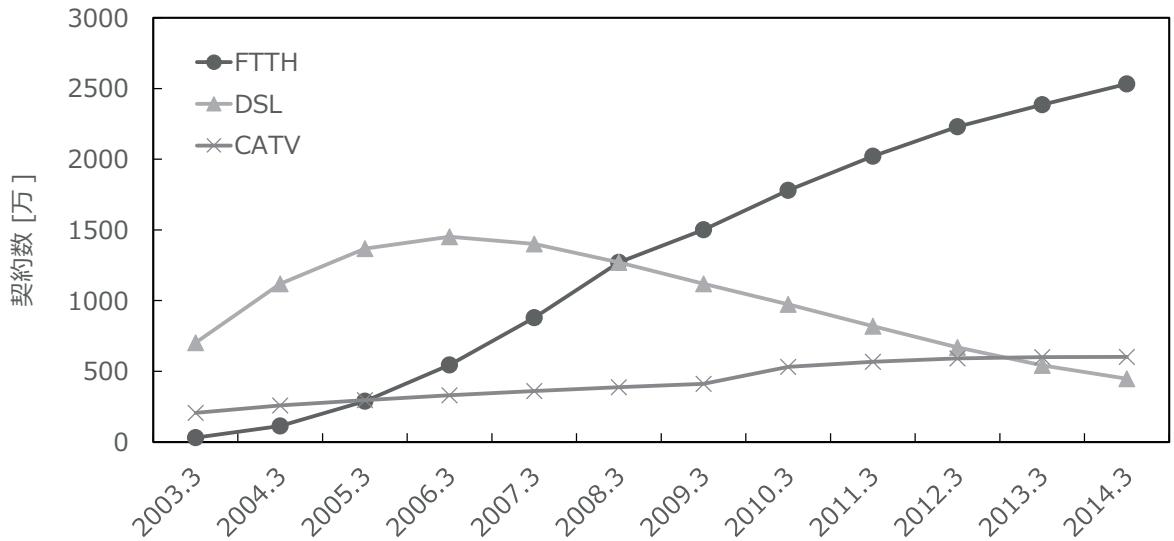


図 1-2: 日本国内におけるブロードバンドサービスの契約数の推移

ても利用される^[26]。テレビ放送も、FTTH回線を介して配信されることもある。これにより、地上波放送や多チャンネル放送をより安定的に視聴することができる。

1.1.3 ADSL と FTTH

図 1-2 に、日本国内におけるブロードバンドサービスの契約数の推移を示す^[27]。近年では、ADSL を含む DSL サービスが減少傾向にあるのに対して、FTTH サービス契約数は、急速な増加傾向が継続している。これは、コンテンツや端末の発展により、より大容量な接続サービスを提供できる FTTH が、ユーザニーズと合致するようになってきたためと考えられる。ADSL は、接続距離に依存して通信速度が低下する^[28]。図 1-3 に、ADSL における、通信速度と距離の関係のイメージ図を示す。ADSL の長距離化方式が、文献^[29] 等で提案されたが、これを用いても接続距離 5 km ほどで実効速度がほぼ 0 に低下する。ADSL により安定して高速サービスを提供するためには、少なくとも 2 から 3 km 置きに設備ビルを設置する必要があり、敷設コストが大幅に増大し、実現は困難である。

一方、FTTH は、通信サービス事業者の設備ビル側装置とユーザ側の終端装置との間を結ぶ通信接続区間を、光ファイバケーブルで接続する網構成方式であり、ADSL 等のメタルケーブルを介した電気信号による通信に比べて、接続距離による速度低下がなく、長距離化および大容量化が可能となる^[30, 31]。

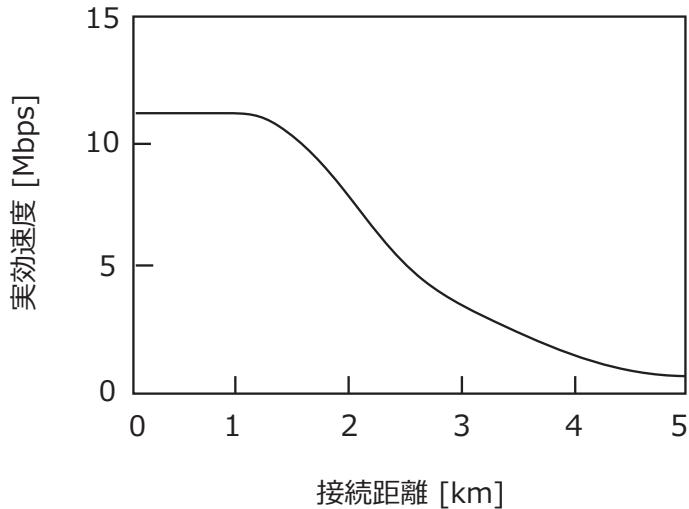


図 1-3: ADSL における接続距離と実効速度の関係イメージ

通信網の構成概要を図 1-4 に示す。本論文では、ユーザ側終端装置とサービス事業者側装置とを結ぶ区間をアクセスネットワーク区間、一つ上位の区間を地域ネットワーク区間、更に上位を基幹中継ネットワーク区間と呼ぶこととする。地域ネットワーク区間は、国内では一つの県程度の範囲を接続するものとし、それらを束ねる区間が基幹中継ネットワーク区間である。本研究では、アクセスネットワーク区間に着目する。アクセスネットワーク区間は、接続する端末数が多く、ネットワーク全体の設備コストへの影響が最も大きい。一方で、近年では、広帯域アプリケーション等を利用するときに、アクセスネットワークがボトルネックとならないよう、ブロードバンド化の要求も高い。アクセスネットワークでは、コストを抑えつつ、容量を増大することが重要である。以降は、アクセスネットワーク区間を接続する通信システムをアクセスシステム、そのうち、光通信によるものを光アクセスシステムと呼ぶこととする。

1.1.4 FTTH を実現する光アクセスシステム

FTTH を実現する光アクセスシステムは 2 方式に大分される。P2P (Point to Point) システムと、P2MP (Point to Multi-Point) システムである。P2P システムとは、サービス事業者側装置とユーザ側装置とを一対一で接続するものである。図 1-5 の (a) に P2P システムの接続イメージを示す。メディアコンバータ (MC: Media Converter) 等と呼ばれる装置により、連続的な電気信号をそのまま光信号に変換する。一方、P2MP システムは、サービス事業者側装置とユーザ側装置とを一対多で接続する。図 1-5 の (b) に P2MP システムの接続イメージを示す。P2P に比べ、P2MP は、サー

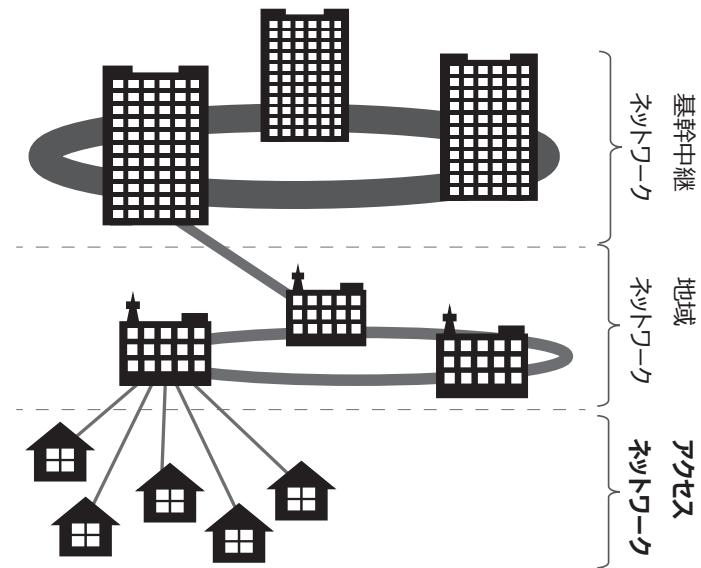


図 1-4: 通信網の構成概要

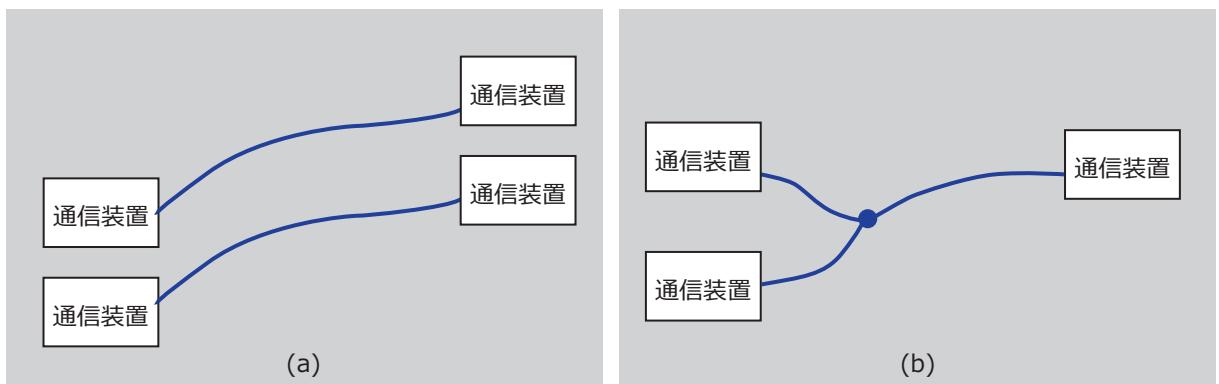


図 1-5: 光アクセスシステムの基本構成

ビス事業者側装置の数が少なくなるため、サービス事業者側装置の設置スペースを削減し、また、ユーザあたりの、装置設置コストおよび光ファイバ敷設コストを低減することができる。ただし、P2MP システムでは、P2P では不要であった複数ユーザの多重化等の機能追加が必要であり、装置の処理は複雑になる。それらを差し引いても、P2MP のコストメリットは大きく、近年の FTTH は P2MP システムによるものが主流となっている。

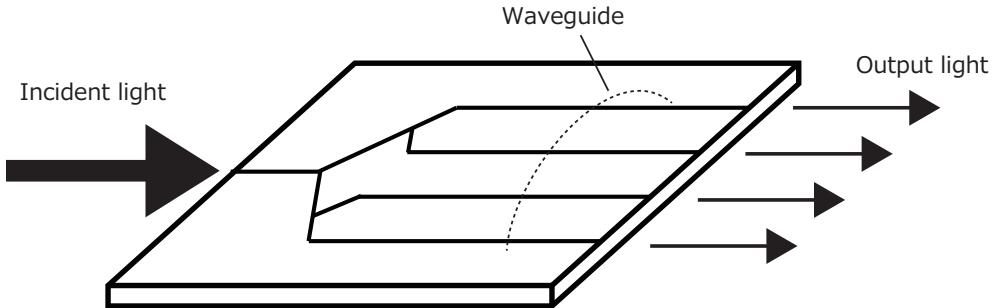


図 1-6: 光カップラ（パワースプリッタ）の構成

1.1.5 PON (Passive Optical Network)

PON は、P2MP システムのひとつであり、線路中の分岐点を受動素子によって構成する光アクセスシステムである。光ファイバと分岐点を含む線路が、受動素子のみで構成されるため、電力等のエネルギーにより駆動するアクティブ素子を含む構成に比べ、故障発生率が低く、保守管理コストの低減が可能である。

PONにおいて、分岐点として利用される受動素子の例を以下に示す。図 1-6 は、光カップラである。パワースプリッタとも呼ばれるこの受動素子は、安価で、現在普及している多くの PON で使用されている。パワースプリッタは、入射光を、強度成分で分割してそのまま出力するものである。たとえば、図 1-6 は、4 分岐のパワースプリッタであり、出力光は入射光の約 1/4 の信号強度となる。これに対し、波長合分波器は、波長ごとに光を分離または多重することができる受動素子である。図 1-7 に、代表的な波長合分波器である AWG (Arrayed Waveguide Grating) の構成を示す。経路長の異なる複数の導波路群を具備する AWG は、パワースプリッタに比べて構造が複雑であり、現状では調達価格も高価となる。

これらの受動素子を用いる PON にも、複数の種類が存在する^[32, 33]。このうち、パワースプリッタのみで構成できるのが、TDM-PON (Time Division Multiplexing PON) と、CDM-PON (Code Division Multiplexing PON) である。それぞれの概略図を図 1-8 および図 1-9 に示す。本論文では、サービス事業者側からユーザ側の方向を下り方向、その反対方向を上り方向と呼ぶこととする。また、サービス事業者側装置を OLT (Optical Line Terminal)、ユーザ側装置を ONU (Optical Network Unit) と呼ぶこととする。図 1-8 に示す TDM-PON では、線路は光ファイバとパワースプリッタで構成される。下り信号を TDM (Time Division Multiplexing: 時分割多重)、上り信号を TDMA (Time Division Multiple Access: 時分割多元接続) によりユーザ多重化を行う。下り通信は、ユーザ識別子を格納したデータを連続信号で送信し、ユーザ側端末は自身宛のデータのみを取り出す。

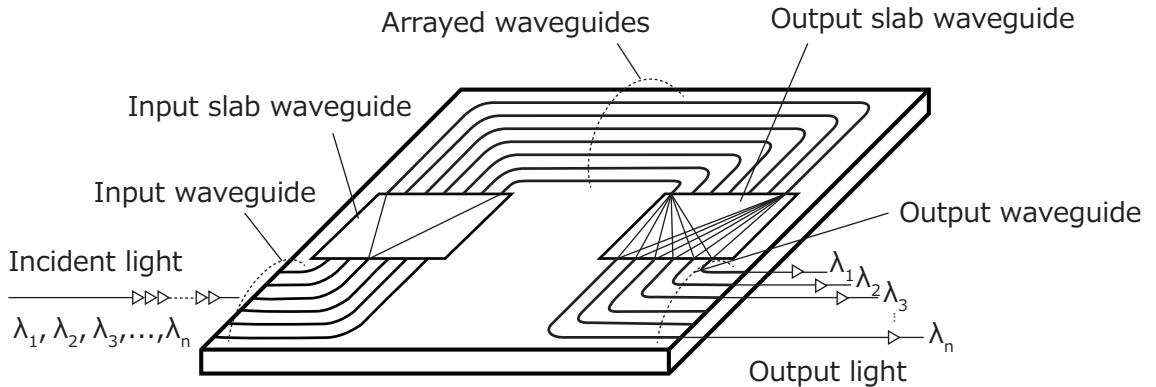


図 1-7: AWG の構成

上り通信では、OLT から ONU へ、送信を許可するタイムスロットを通知することで、信号が時間的に衝突しないように制御する。図 1-9 に示す CDM-PON では、下りは TDM または CDM (Code Division Multiplexing: 符号分割多重) で、上り信号は CDMA (Code Division Multiple Access: 符号分割多元接続) によってユーザ多重を行う。ONU によって異なる符号化を行って、受信側で信号を分離する。予め定めておいた符号により符号化された信号のみを取り出すようにすれば、誤接続された端末等からの妨害信号に強い設計も可能である。また、符号化の方法が鍵となり、秘匿性が向上するメリットもある。仮に傍受されたとしても、符号化の方法を知った端末でないと、正しく復号することができないためである。

AWG を用いると、WDM-PON (Wavelength Division Multiplexing PON) を構成することができる。WDM-PON の概要図を図 1-10 に示す。WDM-PON では、複数の異なる波長を用いてユーザ多重を行う。ONU ごとに使用する波長を変えて、信号の分離は AWG 等を用いて行う。AWG 等は、線路中でなく、ONU や、OLT に具備してもよい。異なる ONU からの信号同士の衝突を考慮せずに同時に通信ができるため、伝送容量の増大には適している。ただし、対応波長によって複数種類の ONU を用意する必要があることや、使用する受動素子が高価であることなどから、TDM-PON や CDM-PON と比較して、設備コストが高くなる。

上記の多重化方式は組み合わせて使用することもできる。例えば、主信号系の通信に、TDM と WDM による多重を組み合わせて大容量化を実現する WDM/TDM-PON も現在検討が進められている構成である^[34]。TDM/WDM-PON は、次世代の光アクセスシステムとして有望であり、標準化も進められている^[35]。OLT が ONU の信号送信タイミングと波長帯を指定することで、信号の衝突を回避する。

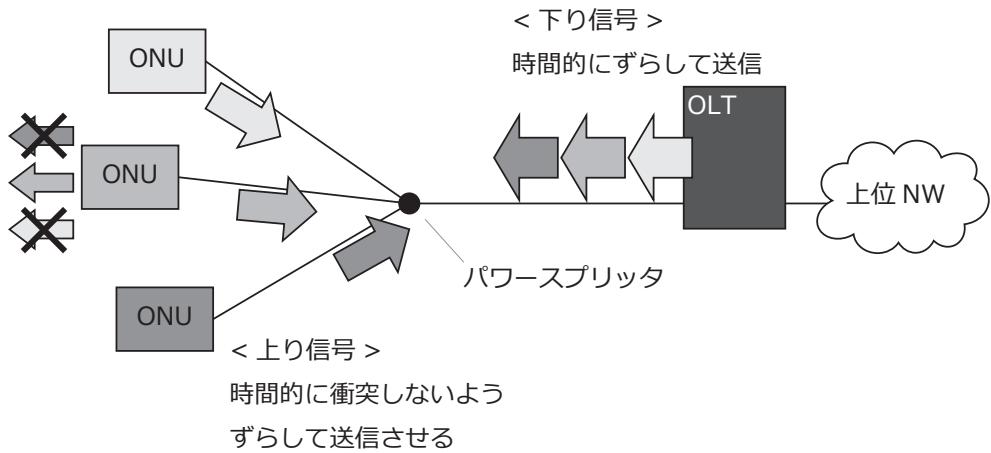


図 1-8: TDM-PON の構成

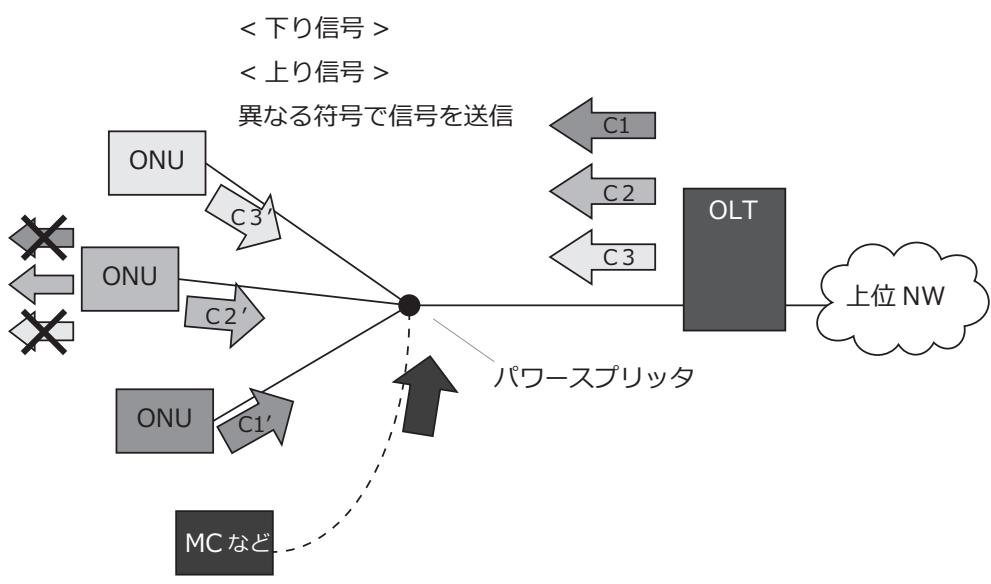


図 1-9: CDM-PON の構成

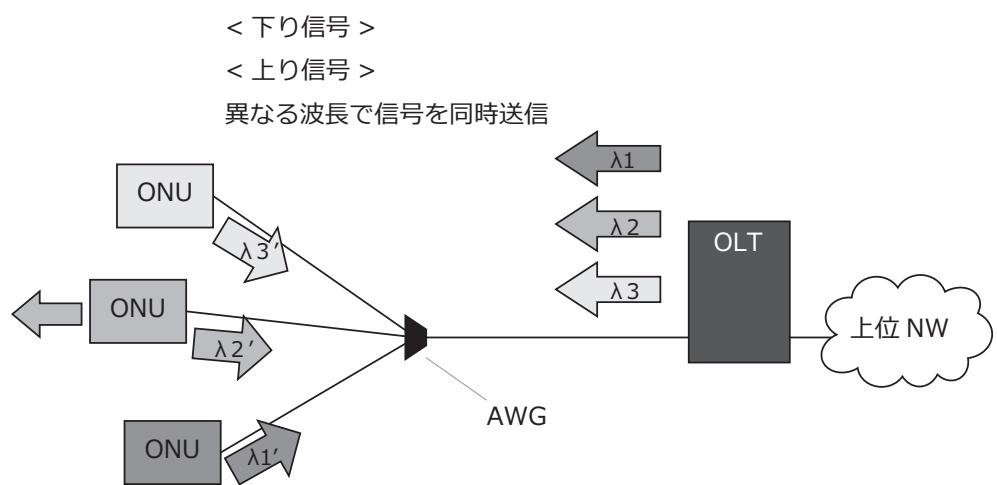


図 1-10: WDM-PON の構成

表 1.1: 各国の FTTH 普及状況

	契約数	世帯数	世帯普及率	
米国	900 万	(2012 年 9 月)	11,718 万	7.7%
ドイツ	21 万	(2012 年 1 月)	2,621 万	0.8%
フランス	205 万	(2013 年 12 月)	2,152 万	9.5 %
中国	7,331 万	(2013 年 12 月)	40,193 万	18.2%
韓国	455 万	(2012 年 12 月)	1,733 万	26.2 %
ブラジル	20 万	(2013 年 12 月)	4,477 万	0.4%
ロシア	1,190 万	(2013 年 12 月)	5,271 万	22.6%
インド	10 万	(2013 年 9 月)	1,9267 万	0.1 %
日本	2,600 万	(2014 年 12 月)	5,558 万	46.8%

1.1.6 FTTH のユニバーサルサービス化

日本国内における FTTH サービスは、PON の発展と共に急成長を遂げ^[36]、総務省の統計によると、その契約数は 2014 年 12 月末現在で約 2,600 万である^[27]。日本の世帯数は 5,558 万程であるので、2014 年 12 月末現在の世帯普及率は、46.8%と概算することができる^[37]。同様に、各国の世帯普及率を表 1.1 に示す^[38, 39]。日本の世帯普及率は、諸外国に比べ高いが、100%には達していない。FTTH サービスを利用したいが、何らかの理由により利用できない世帯は国内外に存在すると考えられる。その理由は、下記に示す 2 つが主であると考えられる。

- サービスエリアから外れている（地理的要因）
- FTTH サービスの利用コストが負担できない（経済的要因）

インターネットなどの情報通信の恩恵を受けることのできる人とできない人との間に生じる格差をデジタル・ディバイドと呼ぶ^[40]。国内では、総務省が主導して、このデジタル・ディバイドの解消を進めている^[41, 42]。ここで言う格差とは、主に経済格差を指すが、これ以外にも、情報通信技術を活用した豊かで便利な生活を享受できるか否かという格差をもたらす。今後、情報通信が人々の基本的な生活を支えるインフラストラクチャとして発展していくためには、希望する全ての人が公平に利用できるよう整備を進めていくことが必要である。

地理的な問題に対しては、カバーエリアを拡大すればよい。ただし、カバーエリアを拡大するために設備コストが大幅に増大すれば、それによってユーザ負担コストも増大し、経済的要因でサービスを利用できない人が増えてしまう。例えば、既存装置を用いてカバーエリアを拡大するために、事業者設備ビルを増設すると、不採算地域にも設備ビルを設置することとなる。この方法

では、ユーザ負担コストが増大してしまう。将来、情報通信サービスが、地域に関係なく、誰しもが等しく利用することのできるユニバーサルサービスへと発展するためには、不採算地域にも安価にサービスを提供できるような仕組みが必要である。これを実現するアプローチとして、アクセスシステムの長距離化がある。アクセスシステムを安価に長距離化することができれば、ユーザ負担を増大することなくサービスエリアを拡大することができる。アクセスシステムの長距離化は、国土のより大きい各国において、特に必要とされる技術である。

経済的な問題の解決へ向けては、P2MP システムの更なる多分岐化が有望である。多数のユーザで装置や線路を共有することで、1ユーザあたりの負担コストを低減する事ができる。その他のアプローチとして、ONU のオープン化がある。現状、光アクセスシステムで使用される ONU は、事業者側が専用の仕様で調達し、専用の設定を行ったものを使用している。このような装置の制限が無く、例えば量販店や通信販売で安価に入手した ONU を使うことができれば、ユーザの負担コストの更なる低減が期待できる。

電気通信審議会の答申によると、次世代ユニバーサルサービスは下記のように定義される^[43]。「現状においては利用面で地理的格差が存在しているものの、

- (1) 近い将来において全国的な普及（地理的格差の解消）が求められているサービスであり、
- (2) 政策的に需要喚起を図ることが適当であり、
- (3) 事業者に提供を義務づけるのではなく、提供エリアの拡大等のためのインセンティブを付与するための公的支援を含め支援措置の在り方を検討することが適当と認められるサービス」

FTTH が、国内外においてユニバーサルサービスへと発展して、人々の豊かな生活を支えていくためには、地理的格差の解消が重要である。ただし、地理的格差の解消のために大幅なコスト増大が起きてしまうと、そのサービスは、普く提供する類のものではなくなる。政策的に需要喚起を図るようなサービスとするには、これまで以上のコスト低減が重要である。

1.1.7 通信サービスの品質

通信サービスの品質は、QoS (Quality of Service) と呼ばれ、主に、スループット、遅延時間、遅延時間の揺らぎ、ロス率、エラー率で評価される^[44]。FTTH は、高速・大容量サービスである上に、QoS についても高品質の担保が求められる。以降の検討では、システムの性能を評価する指標として、QoS を用いることとする。

QoS は、我々が実際に通信サービスを利用して得られるユーザ体感品質 (QoE: Quality of Experience)^[45, 46] に大きな影響を与える。

求められる QoS は、アプリケーションによって異なる。例えば、リアルタイム性の高い音声通話やテレビ電話、オンラインゲームなどのアプリケーションでは、遅延時間が短いこと、遅延時間の揺らぎが少ないことが求められる。ウェブブラウジングや、動画のダウンロードでは、スループットが大きいことが求められる反面、遅延時間に関しては寛容である。ロス率は、音声通話などの UDP (User Datagram Protocol) を用いるアプリケーションでは、音質に影響がある。ウェブブラウジングなどの TCP を用いるアプリケーションでは、実効スループットに影響がある。FTTH により、あらゆるサービスを快適に利用できるようにするには、QoS を高いレベルで担保できる技術が必要である。

1.2 本研究の概要

本研究では、FTTH をユニバーサルサービスへと発展させることによる、デジタル・ディバイド解消を目指して、光アクセスシステムのカバーエリアの拡大と経済化との両立に貢献する方式を提案する。

カバーエリア拡大方法としては、光アクセスシステムの長距離化を検討する。安価な長距離化方法として、光増幅器により信号強度を増幅する方法における遅延時間増大および遅延時間の揺らぎを回避する方式を提案する。

ユーザ当たりの負担コストを低減する方法としては、光アクセスシステムの多分岐化と、ONU のオープン化を検討する。具体的には、多分岐化時の登録処理の待ち時間の増大を回避する方法およびサービス事業者が保証できる帯域を向上する帯域割り当て方式と、ユーザ側装置オープン化時の多様化した制御メッセージの解読方式を提案する。

これらの方針は共存が可能であり、全ての技術を同時に用いて、長距離化・多分岐化・オープン化を実現することができる。

1.3 各章の構成

本論文の章構成を図 1-11 に示す。

本章では、FTTH サービス発展の重要性を述べ、そのために、地理的要因や経済的要因によるデジタル・ディバイド問題を解消することが、取り組むべき重要課題である旨を述べた。

第 2 章では、本研究で対象とする EPON (Ethernet PON) システムの概要と、これに関連する既存研究についてまとめる。

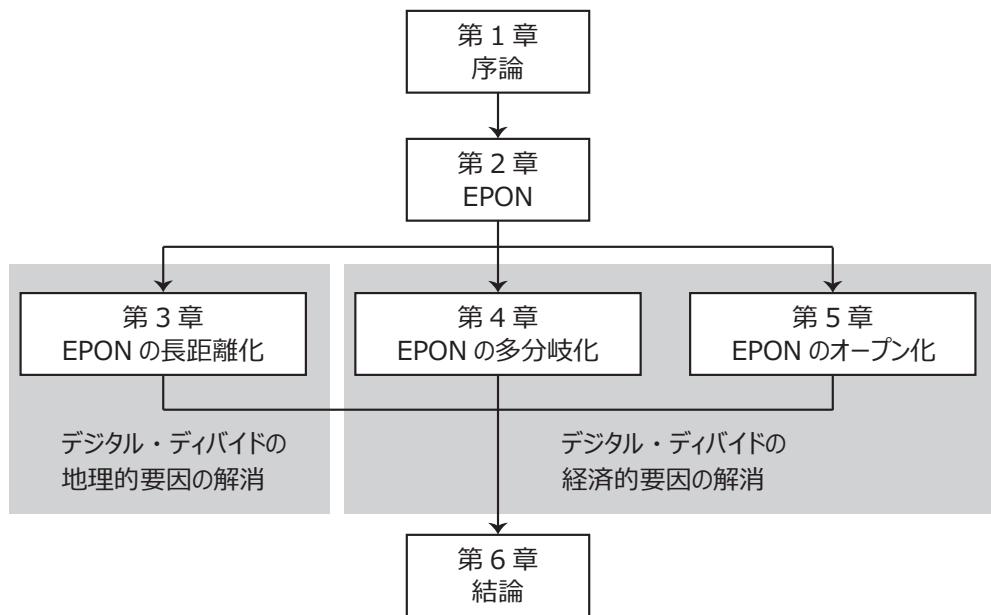


図 1-11: 本論文の章構成

第3章では、デジタル・ディバイドの地理的要因の解消のための方法として、EPONシステムの長距離化を提案する。EPONの長距離化時に問題となる、遅延時間増大を回避する帯域割り当て方式および、最大転送レートの低下を回避する未登録端末の登録処理方式を提案し、実機実験およびシミュレーションにより、その効果を検証する。

第4章では、デジタル・ディバイドの経済的要因の解消のための、ユーザ当たりの負担コスト低減方法として、EPONシステムの多分岐化を提案する。EPON多分岐化時の問題点である、登録要求フレームの衝突頻度を低減する方式および、保証帯域における無駄帯域を低減する制御性能の高い帯域割り当て方式を提案し、シミュレーションによりその効果を検証する。

第5章では、更なる低コスト化を実現する方法として、EPONシステムのオープン化を提案する。EPONのオープン化時に問題となる、制御メッセージ記載方法の差異を吸収する方式を提案し、シミュレーションにより、そのフィージビリティと期待できる帯域利用効率向上効果を確認する。

第6章では、各章で得られた内容をまとめ、本研究の成果を要約する。更に、EPONのFTTH以外の用途への今後の発展の可能性について言及する。

第 2 章

EPON

2.1 現在利用されている PON

前章で述べたように、PON は、経済的に FTTH を実現できる光アクセスシステムである。ユーザ当たりの線路および装置負担を軽減し、さらに、能動素子に比べて故障しにくい受動素子を用いて線路を分岐するため、オペレーションコストの削減も可能である。

現在、日本を含め各国の FTTH を実現している PON には、G-PON (Gigabit-capable PON) と EPON がある。両者とも、TDM-PON である。線路は光ファイバとパワースプリッタとで構成される。

G-PON は、ITU-T で標準化が成された規格である^[47]。これに対して EPON は、IEEE 802.3 および 1904.1 で標準化されている^[48, 49]。IEEE 802.3 では、主に物理層と、これに関連する MAC (Media Access Control) 層の一部が規定されており、IEEE 1904.1 では、システムレベルの相互運用性担保を目的に、IEEE 802.3 で規定しなかったシステム化のための仕様も規格化の対象とした^[50–54]。

G-PON と EPONとの大きな違いは、フレーム構成である。G-PON の OLT-ONU 間では、全てのデータは、GTC (G-PON Transmission Convergence) フレームと呼ばれる G-PON 専用の固定長フレームに格納して送信される。OLT は、125 μs の GTC フレーム単位で送信割り当てを行う^[55]。

EPON では、特別なカプセル化は行わない。Ethernet フレームの送受信を前提に、Ethernet フレームのプリアンブルにユーザ識別子を付加して送信する。Ethernet フレームのフレーム長は可変である。OLT は、クロック粒度 (16 ns) を単位として送信割り当てを行う^[56]。

伝送レートは、現行では、G-PON が 2.5 Gbps、EPON は 1 Gbps が主流である。両者ともに、10

Gbps クラスの伝送レートを実現する次世代版システムの標準化および研究開発が進められている [57, 58]。

また、近年では、両者を統一化する活動も進められており、既に汎用制御メッセージが標準化されている [59, 60]。

2.2 EPON

G-PON と EPON とは、ともに同レベルの伝送レートの TDM-PON であり、利用できる技術がほぼ共通している。将来は両者のメリットを最大限活かすような共通仕様化が期待されることから、現状では両者の技術発展を進めていくことが重要である。本研究では、特に EPON の機能を向上する技術について検討する。本節では、EPON の物理構成および関連技術と、制御方式について説明する。

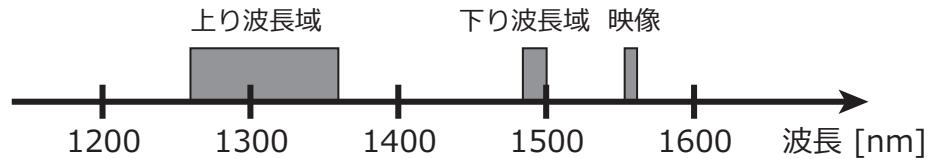
2.2.1 物理構成

本項では、EPON の物理構成について説明する。図 2-1 に、EPON で使用する光の波長帯を示す。EPON では、伝送レート 1 Gbps の現行システムと 10 Gbps の次世代システムとを同一網に共存させること、および下りのみ 10 Gbps に対応すること、を想定しており [61]、これが可能なようないくつかの要因がある。まず、EPON の物理構成について述べる。

まず、1G EPON 単体または 10G EPON 単体で接続することを想定した場合について説明する。上りと下り信号は波長が異なるため、同時に送受信することができる。1G EPON では、上り信号の波長帯が、下りと比べて広くなっている。これは、ONU には、波長のブレや広がりを許容した安価なレーザを使用することを想定しているためである。10G EPON では、上り信号の波長帯が、1G EPON と比較して狭い。これは、高速な伝送レートになるほど、波長分散の影響が相対的に大きくなるためである [62]。光には、波長によって媒体中の速度が異なるという特性がある。信号の波長が広がっていると、その波長成分ごとに速度が異なるために、受信側に到着するタイミングがずれる。これが波長分散である [63]。10G EPON では、この影響が大きくなることを懸念し、上りも波長帯を狭くしてある。ただし、波長帯の広がりが狭いレーザは、波長帯の広がりが広いレーザに比べて高価である。

次に、1G EPON と 10G EPON とが共存する場合について説明する。10G EPON では、下り信号の波長帯は 1G EPON と異なり、同時に送受信をすることができる。上り信号の波長帯は、1G

1G EPON



10G EPON

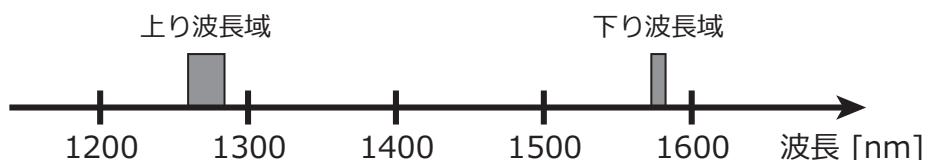


図 2-1: EPON で使用する光の波長帯

EPON の波長帯に、10G EPON の波長帯が含まれている。上り信号については、時間的に排他的に割り当てを行い、衝突を回避する^[64]。

2.2.2 ユーザ多重方式

EPON によるユーザ多重について説明する。前出の図 1-8 は、EPON を含む TDM-PON におけるユーザ多重のための、信号の送信方法のイメージを示している。下り信号は、TDM により多重化する。信号は連続信号であり、OLT は異なる ONU 宛のデータを順番に送信する。OLT は宛先ごとに LLID (Logical Link ID) と呼ばれる識別子を Ethernet フレームのヘッダに付与して送信する。PON 区間のユーザフレーム構成を図 2-2 に示す。下り通信では、各 ONU が受信したデータの LLID を解読し、自身宛のデータのみを選択し、その他のデータを破棄する。これに対して上り信号は TDMA を行う。TDMA では OLT からの指示により、各 ONU からの信号が時間的に衝突しないように時間を区切って送信を行う。各 ONU からの上り信号は間欠的で、また、OLT での受信時の信号強度も異なる。このような信号をバースト信号と呼ぶ。EPON を含む TDM-PON では、このようなバースト信号を正しく受信するための技術が重要である。具体的には、高速でクロックを同期させる技術^[65, 66] および、受信レベルから信号判定レベルを合わせ込む技術^[67]、送信側で過渡応答を抑える技術^[68] である。これらの技術により、上り信号の TDMA が可能となる。上り信号にも、下り信号と同様に LLID が付与されており、これに基づいてユーザ間の信号弁別

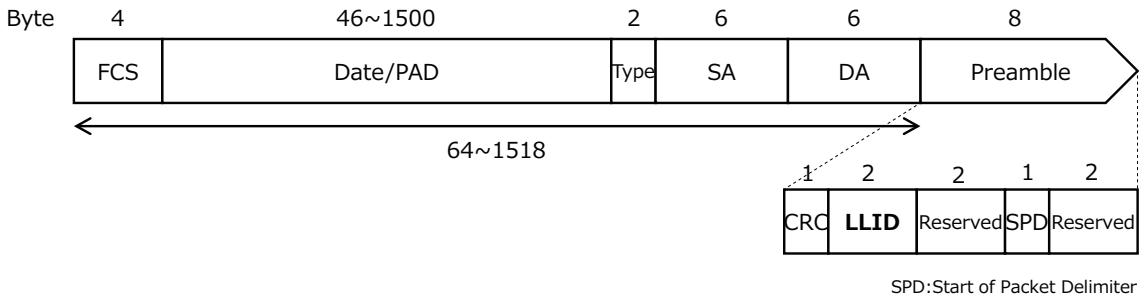


図 2-2: MAC フレームフォーマット

を行う。上記は、EPON の基本的な使用方法として、LLID を各 ONU に 1 つずつ付与することで、ユーザまたは ONU を識別するために用いる場合について説明したが、1 つの ONU に複数の LLID を付与して、ONU のユーザ側ポートごとに論理リンクを分けることも可能である。この場合 1 つの ONU に複数のユーザを収容して、そのそれぞれに LLID を付与して個別に制御すること、また ONU の複数のポートごとに接続するサービスを定めて、サービスごとに LLID を付与して制御することが可能となる。

2.2.3 MPCP (Multi Point Control Protocol)

EPON では、接続された複数の ONU を制御するためのプロトコルが標準化されている。これを MPCP と呼ぶ^[48, 69]。MPCP に使用される制御フレームは MPCP フレームと呼ばれる。MPCP フレームは、REGISTER_REQ、REGISTER_ACK、REPORT、DISCOVERY、REGISTER、GATE の 6 種類が規定されている。フレーム長は全て 64 Byte である。MPCP では、(1) 時刻同期、(2) 往復遅延時間測定、(3) ONU 自動登録、(4) 上り送信制御、(5) ONU 状態通知の 5 つの機能が提供される。

時刻同期では、上り送信タイミングを合わせるために、OLT と ONU の持つ時刻を同期させる。

往復遅延時間測定では、ONU に指示する上り送信時刻の調整のために、OLT - ONU 間の信号往復時間を測る。PON における接続距離は、ONU ごとに異なることが想定されている。そのため、上り信号を、時間的に衝突しないようにするために、各 ONU の接続距離に起因する伝送遅延時間を把握するレンジング技術が必要である。EPON では、図 2-3 に示すやり取りでレンジングを行う。まず、OLT が下り信号に送信時の時刻を表すタイムスタンプを挿入して、OLT 内の時刻を通知し、ONU は受け取ったタイムスタンプに時刻を合わせた後に、上り信号に送信時の時刻を表すタイムスタンプを挿入して送信する。OLT は、ONU からのタイムスタンプと、自身の時刻との差

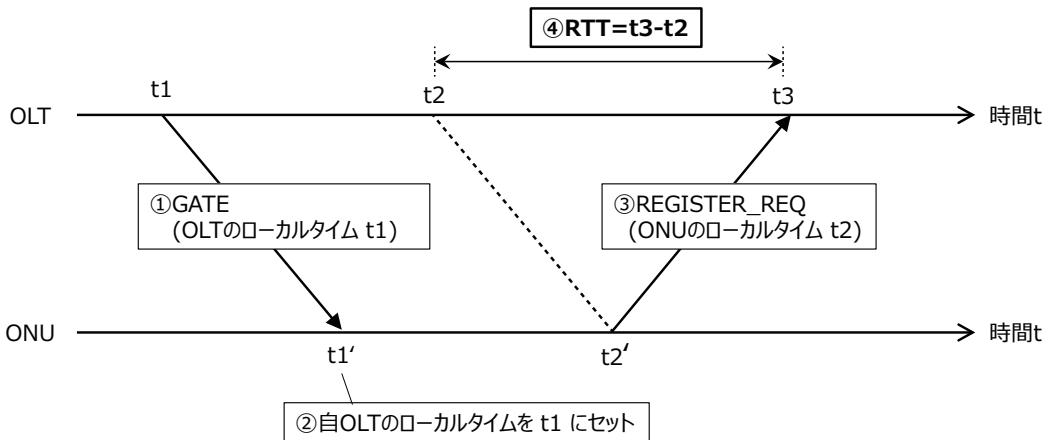


図 2-3: レンジングの方法

分を求める。この差分が、往復遅延時間（RTT : Round-Trip Time）である。

ONU 自動登録では、プラグアンドプレイのための初期登録処理を行う。上り送信制御では、異なる ONU からの上り信号同士を衝突しないように、送信タイミング制御を行う。ONU 状態通知では、効率的な帯域割り当てのために、ONU が上り送信バッファ蓄積量の通知を行う。

本研究では、ONU 自動登録と、上り送信制御、および ONU 状態通知の機能を用いた帯域割り当てに関わる検討を行う。以下では、それらについて詳しく説明する。

2.2.4 上り帯域割り当て

EPON では、可変長の Ethernet フレームを送受信する。図 2-4 のように、割り当てた帯域と送信したい Ethernet フレーム長とが一致しなかった場合、不一致分は送信されず、不使用帯域が生じる。EPON では、不使用帯域を無くすために、帯域（時間）を柔軟に割り当てて送信制御することで、帯域利用効率の低下を防ぐ必要がある。このため EPON では上り帯域を常に動的に割り当てるうことになる。

また接続される ONU が複数台であり、それらが別々のユーザによって使用されている場合、ONU ごとに使用している時間帯やほとんど使用していない時間帯、全く使用していない時間帯が生じることがある。このような、複数の ONU の日々刻々と変化する使用状況に応じて、使用されている ONU で効率的に帯域を分け合うことも重要である。

このような、動的に帯域を割り当てる技術を、動的帯域割り当て（DBA: Dynamic Bandwidth Allocation）と呼ぶ。これに対して、DBA に依らない固定的な帯域割り当てを固定帯域割り当て

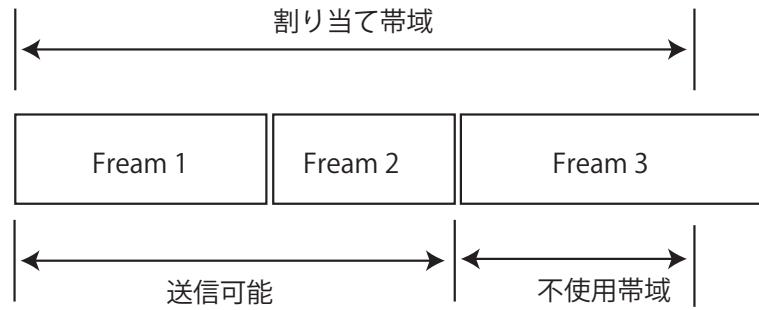


図 2-4: 割り当て帯域とフレーム長との不一致

(FBA: Fixed Bandwidth Allocation) と呼ぶ。図 2-5 および図 2-6 に、それぞれ DBA による帯域割り当てのイメージを示す。この例では、1 台の OLT に ONU が 4 台接続されていることとする。この時、FBA では、常に 4 台に均等に帯域を割り当てる。図中の（期間 1）では、全 4 台が通信を行っている。この時間帯は、FBA、DBA の両方で、帯域は使い切られている。簡単のため、ここでは、割り当て帯域とフレーム長との不一致による不使用帯域については考慮しない。（期間 2）では、接続されている 4 台の ONU のうち 2 台のみが通信を行っている。このとき、FBA では、通信を行っていない 2 台分にも帯域が割り当てられており、約半分の不使用帯域が生じている。これに対し、DBA では、通信中の 2 台の ONU のみで帯域を分け合い、帯域を使い切っている。次に、（期間 3）では、3 台の ONU が通信を行うとする。FBA では帯域の 1/4 が不使用になるのにに対して、DBA では全帯域を 3 台で分けあって使用する。このように、DBA を用いれば、通信中の ONU 台数の変化に合わせて、帯域を効率的に分けあうことができる。上記の動作はごく基本的なものであり、実際には、さらに入力データ量や最低保証帯域、最大制限帯域などを考慮した緻密な制御を行うことが多い^[70]。

MPCP では、この DBA を実現するための仕組みが規定されている。DBA のための、基本的なメッセージのやり取りを図 2-7 に示す。ONU は、OLT からの GATE メッセージによる帯域割り当て（送信許可）に従って、上り信号を送信する。まず ONU に上りデータが到着すると、データは上り送信バッファに蓄積される。ONU は上り送信バッファに蓄積されたデータ量を、REPORT メッセージという制御フレームによって OLT に通知する。OLT は ONU からの REPORT メッセージに記載されたバッファ蓄積量と、予め取得した RTT を基に、信号の衝突が生じないように、各 ONU への送信許可タイミングと送信許可時間を決定し、GATE メッセージにより通知する。ONU は GATE メッセージによって通知された時間通りに上り信号を送信する。

標準で規定されている GATE メッセージと REPORT メッセージのメッセージフォーマットを

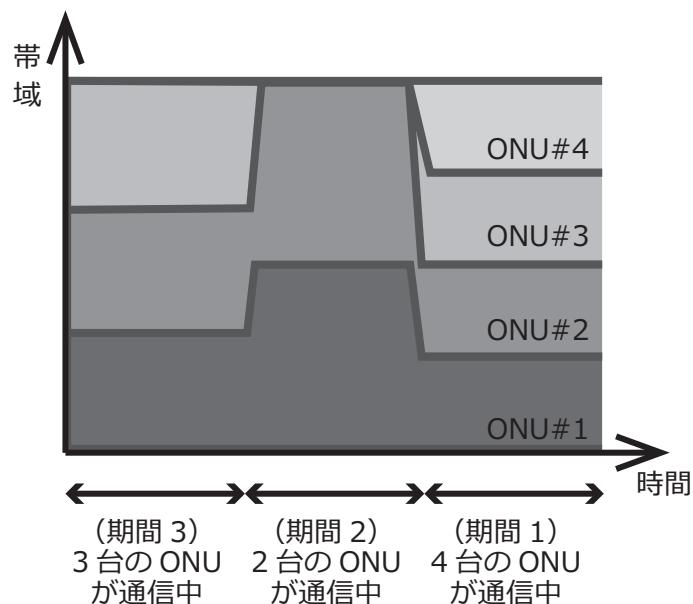


図 2-5: DBA の帯域割り当てイメージ

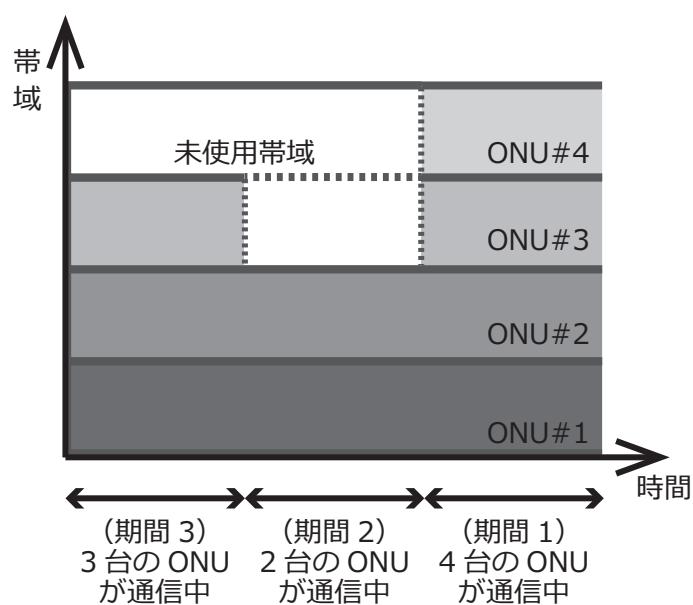


図 2-6: FBA の帯域割り当てイメージ

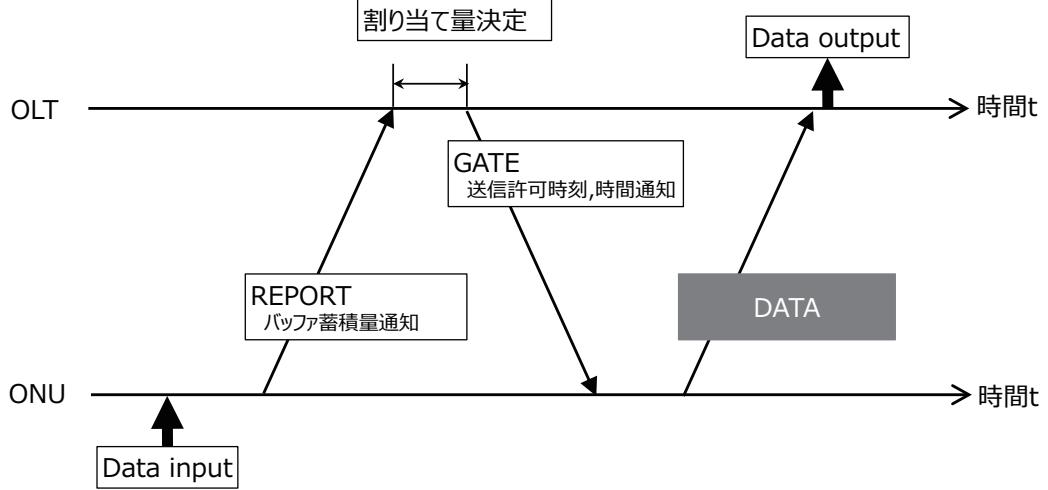


図 2-7: DBA のためのメッセージやり取り

図 2-8 に示す。GATE メッセージの Number of grants/Flags 領域では、Flag として Force_REPORT を指定できる。これにより、割り当て時間に REPORT メッセージの送信の有無を指定する。1 つの GATE メッセージには、最大 4 組の送信開始時刻 (Start_time) と時間 (Length) が記載できる。REPORT メッセージには、最大 8 組の Queue Set を記載することができる。各 Queue Set には、最大 8 つの Queue Report という領域が含まれる。ONU は、この Queue Report にバッファ蓄積量を記載して OLT に通知する。

DBAにおいて、OLT が送信許可時刻と時間を求める方法や、制御メッセージ送信タイミングは標準では規定されておらず、独自の方法を用いることができる。これらは DBA アルゴリズムとして多く検討されている^[70, 71]。DBA アルゴリズムは、帯域利用効率や遅延時間に多大な影響を及ぼす。例として、2 つの代表的な DBA アルゴリズムを示す。

IPACT (Interleaved Polling with Adaptive Cycle Time)

一つ目は、Kramer らが提案した IPACT と呼ばれる方法である^[72]。IPACT における基本的な割り当てスキームを図 2-9 に示す。IPACT では、ユーザデータ送信時点におけるデータ蓄積量を記載した REPORT メッセージを、ユーザデータに連続して送信させる。バースト信号には、1 つのバーストブロックごとにバーストオーバヘッドが必要となる。この方式によれば、ユーザデータと REPORT メッセージを同一バーストとすることで、バーストオーバヘッドを極力削減し、さらに、OLT は通知された蓄積量を割り当てることで、蓄積量に等しい帯域を割り当てることが可能とな

The diagram illustrates the mapping of the 'Number of queue sets' field from the GATE message to the REPORT message. An arrow points from the 'Number of queue sets' field in the GATE message to the corresponding field in the REPORT message. A vertical line labeled 'Number of queue sets' connects the two fields.

	Octets		Octets
Destination Address	6	Destination Address	6
Source Address	6	Source Address	6
Length/Type = 88-08	2	Length/Type = 88-08	2
Opcode = 0x0002	2	Opcode = 0x0003	2
Timestamp	4	Timestamp	4
Number of grants/Flags	1	Number of queue sets	1
Grant #1 Start time	0/4	Report bitmap	1
Grant #1 Length	0/2	Queue #0 Report	0/2
Grant #2 Start time	0/4	Queue #1 Report	0/2
Grant #2 Length	0/2	Queue #2 Report	0/2
Grant #3 Start time	0/4	Queue #3 Report	0/2
Grant #3 Length	0/2	Queue #4 Report	0/2
Grant #4 Start time	0/4	Queue #5 Report	0/2
Grant #4 Length	0/2	Queue #6 Report	0/2
Sync Time	0/2	Queue #7 Report	0/2
Pad/Reserved	13-39	Pad/Reserved	0-39
FCS	4	FCS	4

(a) (b)

図 2-8: メッセージフォーマット; (a) GATE メッセージ、(b) REPORT メッセージ

り、帯域利用効率を最大限高めることができる。ただし、割り当て量は毎回変化するため、ONU 間の公平性の担保が難しく、また、遅延時間の増大や、遅延時間の揺らぎの増大が生じる。

複数リクエスト方式

2つ目の例は、吉原らが提案した複数リクエスト方式である^[73]。複数リクエスト方式における基本的な割り当てスキームの例を図 2-10 に示す。複数リクエスト方式では、OLT が全 ONU からの REPORT メッセージを集めて、全 ONU の送信要求状況を把握してから送信割り当てを行う集中リクエスト方式が採用されている。このため、基本的には REPORT メッセージとユーザデータとは別々のバーストブロックとなる。複数リクエスト方式では、固定の割り当て周期ごとに全 ONU の REPORT メッセージを受信し、送信時間の割り当てを行う。固定の割り当て周期に可変長のフレームを詰めて送信させるため、最低でも 1 周期に Ethernet フレーム 1 フレーム分の不一致分が生じる。このため、IPACT に比べると僅かに帯域利用効率が低下する。しかし、固定周期で割り当てを行うことで、全 ONU の遅延時間および遅延時間の揺らぎを所望の値以下に設定することが可能となる。

複数リクエスト方式の帯域利用効率を向上する方法として、割り当て帯域計算時間を考慮した

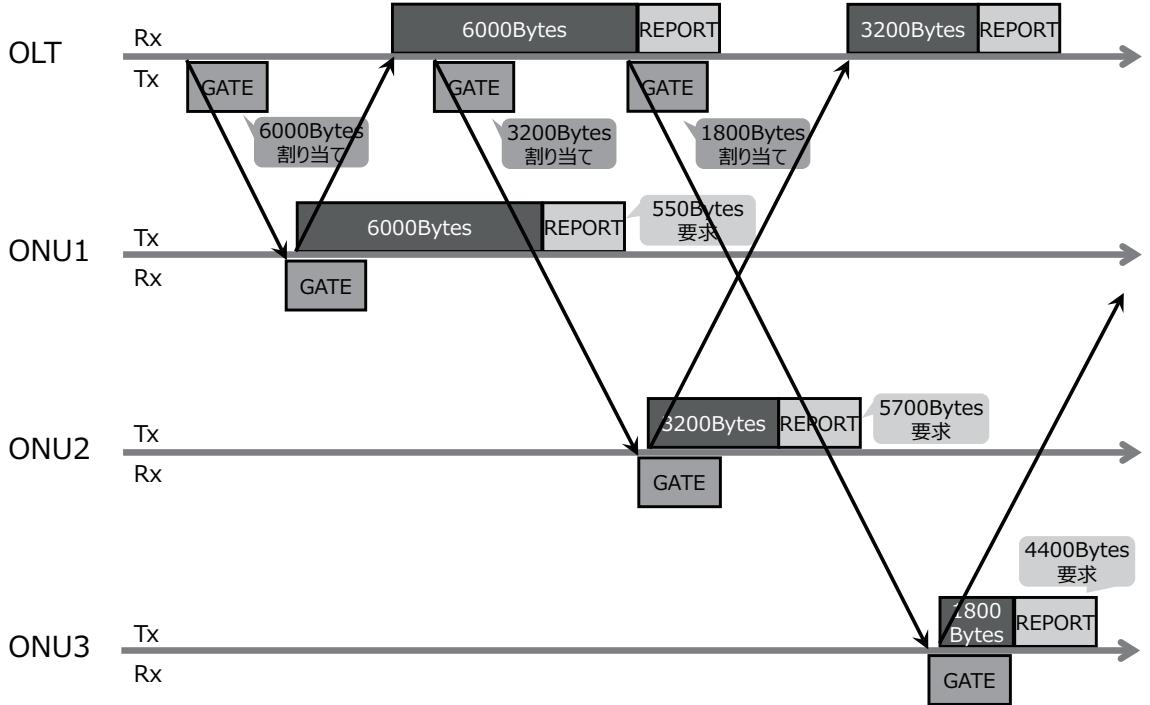


図 2-9: IPACT における帯域割り当てスキーム

上で、REPORT メッセージとユーザデータを、可能な限り同一バーストブロックで送信させる方法が提案されている^[74]。

複数リクエスト方式における帯域制御方法を以下に説明する^[75]。本方式では、ONU が REPORT メッセージにより OLT に通知する送信要求量を複数種類の値で通知する。図 2-11 に、ONU 送信バッファにおける複数の送信要求量のイメージ図を示す。帯域制御は、OLT がこの 2 種類の送信要求量を割り当てる頻度を調整することで実現する。このとき、OLT は、送信許可量を送信要求量となるべく一致するように割り当てを行うことで、高い帯域利用効率を維持する。図 2-12 に各割り当て周期 k において、ONU からの送信要求を基に、OLT が割り当て帯域を計算する処理手順を示す。このために、OLT は各 ONU の実送信量を監視して、前割り当て周期 $k - 1$ までの目標帯域 $Ta(k - 1)$ と実送信量 $Tx(k - 1)$ との差分 $L(k - 1) = Ta(k - 1) - Tx(k - 1)$ を求めておく。 $L(k - 1)$ が大きいほど、目標帯域に届いていない幅が大きいことを意味している。 $m = 1$ または

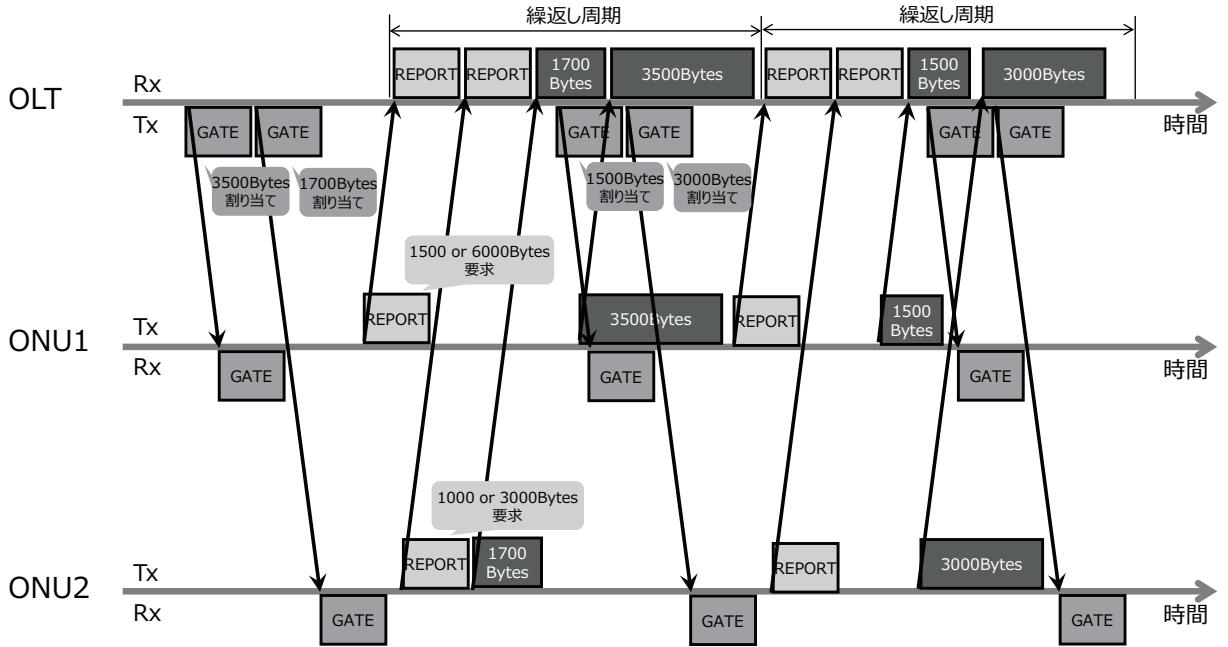


図 2-10: 複数リクエスト方式における帯域割り当てスキーム

$m = 2$ は、それぞれ以降の処理で Queue Set #1 に対応する割り当て帯域を算出するか、Queue Set #2 に対応する割り当て帯域を算出するか、を示すインデックスである。割り当ては、先に Queue Set #1 に対応する、より小さい方の要求量 R_1 を基に割り当てていく。 j は ONU を識別する通し番号である。 C は、帯域割り当て周期 1 周期で割り当て可能な、正味の帯域である。 $S(j, k)$ は、割り当て周期 k で ONU j に割り当てが決定した割り当て帯域である。1 周期の割り当て帯域 C から、すでに割り当て済みの帯域の合計 $\sum_{i \neq j} S(i, k)$ を引いた、残りの帯域 $C - \sum_{i \neq j} S(i, k)$ が、ONU j の要求量 $R_1(j, k)$ より大きかった場合には、割り当て帯域 $S(i, k)$ を $R_1(j, k)$ とする。残り帯域 $C - \sum_{i \neq j} S(i, k)$ が、ONU j の要求量 $R_1(j, k)$ より小さかった場合には、割り当て帯域 $S(i, k)$ を $R_1(j, k)$ とする。割り当て帯域を、残り帯域全てとした場合は、この時点で帯域を使い切ったことになるため、割り当てを終了する。一方、 $S(i, k) = R_1(j, k)$ とした場合は、同様に次の ONU の帯域割り当てに進む。全 ONU について、割り当て帯域を $S(i, k) = R_1(j, k)$ として一巡した場合は、 $m = 2$ に更新して、Queue Set #2 に対応するより大きい要求量 R_2 を基に割り当てを行う。もう一度、 $L(k - 1)$ の大きい ONU から順に、残り帯域 $C - \sum_{i \neq j} S(i, k)$ と $R_2(j, k)$ を比較して、 $R_2(j, k)$ の方が大きい場合は $S(i, k) = R_2(j, k)$ とし、 $C - \sum_{i \neq j} S(i, k)$ の方が大きい場合は、 $C - \sum_{i \neq j} S(i, k)$ を割り当てる。 $C - \sum_{i \neq j} S(i, k)$ を割り当てるか、全 ONU について、 R_2 を割り当てを行ったら帯域割り当て周期 k における算出処理を終了する。

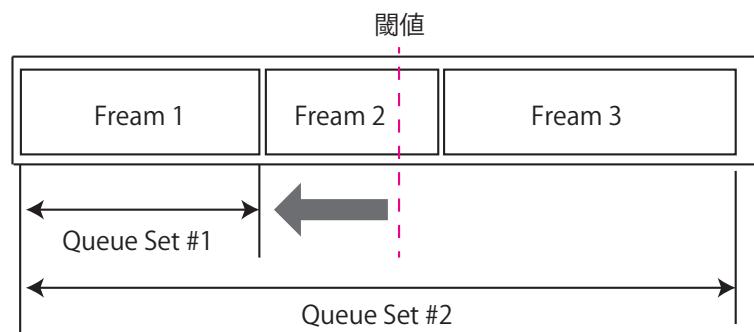


図 2-11: 複数リクエスト方式における送信要求量

これを割り当て周期ごとに繰り返すことにより、未使用となる帯域を最小としつつ、公平に帯域を割り当てることが可能である。また、Queue Set #1 を求めるための閾値と、帯域割り当て周期を適切に設定しておくことで、送信要求のある ONU は、毎割り当て周期に何らかの帯域を割り当たられるため、遅延時間と遅延時間の揺らぎを制御することも可能となる。複数リクエスト方式は QoS と帯域利用効率を両立する帯域割り当て方法として広く利用されており、これを本研究における動的帯域割り当ての基本方式（従来方式）とする。

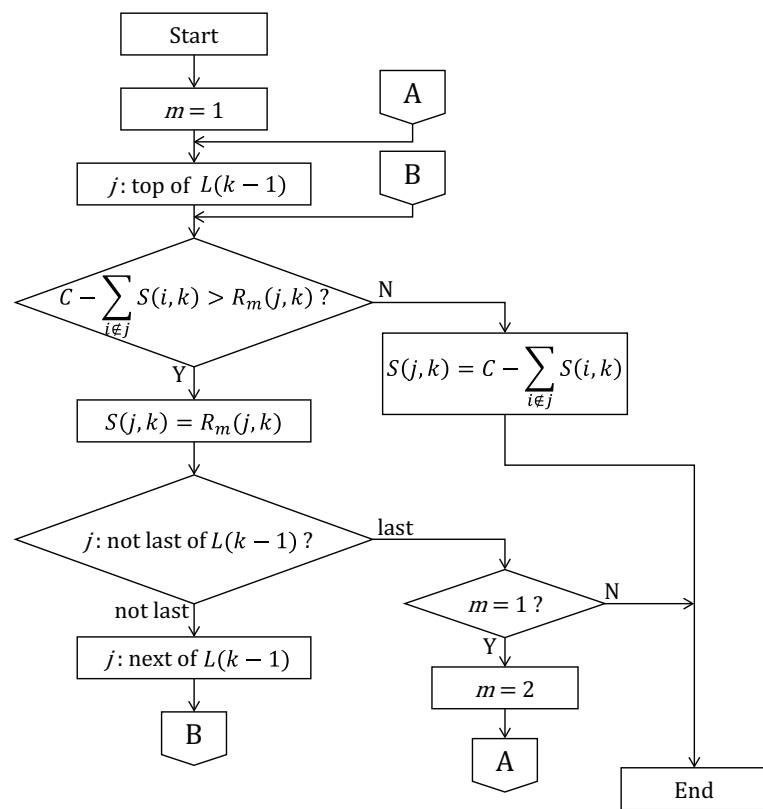


図 2-12: 割り当て量計算処理手順 [75]

EPON の動的帯域割り当てに関する既存研究

上記の2方式を基本として、帯域割り当て方法は広く検討されている。これは、帯域割り当てが、上り主信号の帯域利用効率および、遅延時間に及ぼす影響が大きく、システム全体の性能を左右する重要な機能であるためである。

向井らは、将来の超低遅延の要求を想定して、帯域に余裕のある状況では、従来のようなONUからの要求量の通知に基づく帯域割り当てではなく、ONUからの通知に基づかず、要求量の予測値を基に先行して帯域を割り当てる方式を提案し、実機評価を行った^[76, 77]。宮田らは、IPACTを基本として、トラヒック理論に基づく確率計算から、遅延時間を短縮するために適したREPORTメッセージ送信タイミングを求める方法を提案した^[78]。筆者らは、1G-ONUと10G-ONUとが同一のOLTに混在して収容される場合に、複数リクエスト方式を用いて公平に帯域を割り当てる方法を提案した^[79]。また、田中らは、同様に、1G-ONUと10G-ONUとが同一のOLTに混在して収容される場合の動的帯域割り当てアルゴリズムを実装して、実機実験にてその性能を評価した^[80]。

2.2.5 MPCP ディスカバリ処理

EPONでは、プラグアンドプレイを実現するために、新規にOLTに接続されたONUの登録・認証スキームが規定されている。このスキームを、MPCPディスカバリ処理と呼ぶ。MPCPディスカバリ処理のメッセージ交換の例を図2-13に示す。OLTはGATEメッセージのディスカバリフラグをポジティブにして送信する。ディスカバリフラグをポジティブとしたGATEメッセージをディスカバリGATEメッセージと呼ぶ。ディスカバリGATEメッセージには、OLTがこれを送信した時刻を記録したタイムスタンプと、Start_time、Lengthが格納されている。これを受信した未登録のONUは、OLTからのディスカバリGATEメッセージのタイムスタンプに自身の時刻を合わせる。次に、ディスカバリGATEメッセージにより通知された時刻Start_timeから、時間Lengthの間のランダムなタイミングで登録要求メッセージ（REGISTER_REQメッセージ）を送信する。OLTは、各ONUの正確な接続距離と送信タイミングが未知の状態で、REGISTER_REQを受信する必要がある。このため、OLTはREGISTER_REQメッセージが受信される可能性のある時間をディスカバリウィンドウとして、この時間は登録済みONUからの上り送信を停止させて、REGISTER_REQメッセージを受信する。標準のディスカバリウィンドウは以下の手順で求めることができる。許容するONUの接続距離の最大値を x kmとする。ファイバ中の光速はおよそ 2.0×10^8 m/sであるので、RTTの最大値 RTT^{MAX} は、 $2x \times 10^3 / 2.0 \times 10^8$ sとなる。REGISTER_REQは、最も早い

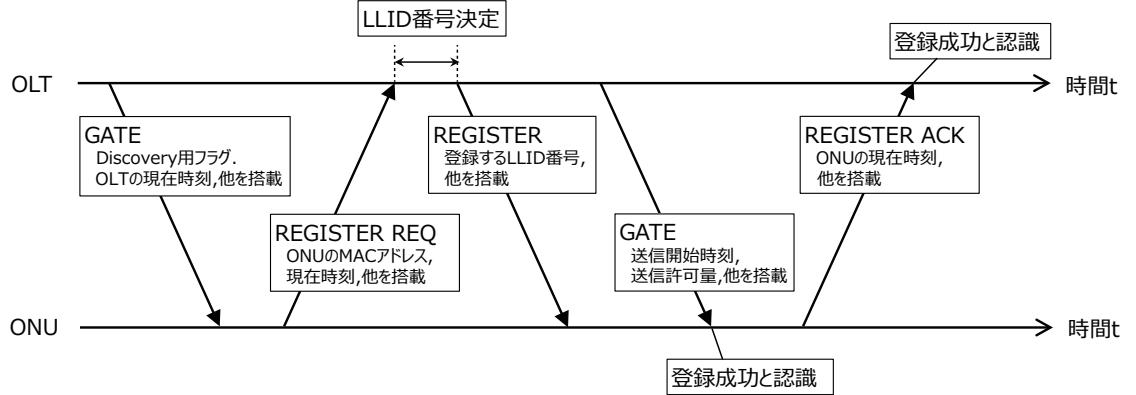


図 2-13: MPCP ディスカバリ処理

場合、接続距離 0 km の ONU がランダム待ち時間 0 s で送信する場合で、OLT の時刻で *Start_time* に受信される可能性がある。最も遅い場合は、接続距離が最大の x km の ONU が、ランダム待ち時間を最大の *Length* として送信した REGISTER_REQ が受信されるときであり、OLT の時刻で、 $Start_time + Length + RTT^{MAX}$ に受信される。OLT は、この間の時間をディスカバリウィンドウとすればよい。未登録の ONU が複数存在した場合、1つのディスカバリウィンドウに複数の REGISTER_REQ が受信される可能性がある。ランダム待ち時間を設けているのは、このように複数の REGISTER_REQ が受信される場合に、極力衝突を避けるためである。REGISTER_REQ 同士が衝突した場合は、OLT は正しく受信することができない。この場合にリトライできるように、MPCP ディスカバリはある程度の頻度で繰り返し行うことが必要である。REGISTER_REQ には、ONU の MAC アドレス、送信時刻を表すタイムスタンプが格納されている。OLT は REGISTER_REQ のタイムスタンプから、RTT を算出する。OLT は ONU に対応付ける LLID を決定し、個々の ONU 宛に REGISTER メッセージを送信し、LLID を通知する。続いて、OLT は、通常の GATE メッセージにより、ONU に REGISTER_ACK メッセージの送信を許可する。これに従って、ONU は REGISTER_ACK メッセージを OLT に送信し、MPCP ディスカバリ処理が完了する。

動的帯域割り当てに比べると、MPCP ディスカバリ処理方式は、盛んな改良研究対象とはされてこなかった。これは、従来の使用方法（接続距離・分岐数）で適切なパラメータを用いれば、標準の MPCP ディスカバリ処理方式で、顕著な性能への劣化等が生じなかつたためと考えられる。よって本研究では、標準で規定された方式を MPCP ディスカバリ方式の基本方式（従来方式）とする。

2.2.6 光増幅器

PON を長距離化または多分岐化するためには、物理的に信号強度を高める技術が必要である。信号強度を高めるには、信号増幅器を用いる。信号増幅器には、一度受信した信号を電気信号に変換した後に増幅して、これをもう一度光信号に変換して再送信する 3R 再生中継器と、光信号をそのまま増幅する光増幅器の 2 通りの構成がある。

3R 再生中継器の構成を図 2-14 に示す。3R とは、リタイミング (Retiming)、リシェーピング (Reshaping)、リジェネレーティング (Regenerating) を指し、3R 再生中継器は、これらの全ての処理を行う中継器である。3R 再生中継器は、OLT や ONU の送受信機と同等の技術により実現が可能である^[33]。ただし、ラインレートに合わせた装置の作り込みが必要であり、例えば、1G EPON と 10G EPON とが共存する場合は、それぞれの信号を弁別して増幅して再送信する機能部が 2 重に必要になる。また、将来ラインレートがさらに高速となった際にも更改が必要となる。

これに対して、光増幅器は光信号を電気信号に変換することなく、光のまま増幅する^[81]。このため、信号再生などの処理が不要で、ラインレート無依存で信号の増幅が可能であり、将来のラインレート高速化の際にも更改を必要としない。以下に、代表的な光増幅器の原理について説明する。図 2-15 に、光増幅器の基本構成を示す^[82]。エルビウムイオンが添加された光ファイバ (EDF : Erbium Doped Fiber) など、特定の不純物が添加された光ファイバに、信号光と励起光を同時に入れると、添加されたイオンとの相互作用により信号光が増幅されて出力される。EDF を用いる光増幅器 (EDFA : Erbium Doped Fiber Amplifier) は、波長が 980 または 1480 nm の光で励起することで、1550 nm 帯の信号光に対して増幅作用を示す。

ただし、このような光増幅器を EPON のバースト信号に適用すると、特にバーストブロックの立ち上がりの過渡応答の影響が大きくなり、受信機の故障や受信エラーが生じる。そこで、鈴木らは、励起光同時に、信号光と同じ波長帯の利得クランプ光を光増幅器に入力することで、利得の飽和領域において光増幅を行う方法を提案した^[83]。この方法により、バースト信号の過渡応答耐性を向上し、PON に適用可能な光増幅器が実現した。さらに、藤原らは、バースト対応光増幅器を用いて、10G EPON を用いた実フィールドにおける 100 km 伝送を実現した^[84]。また、田口らは、光増幅器の入力パワーと利得の条件から、PON の適用領域を適切に設計するための検討を行い^[85]、バースト対応光増幅器の実用化に向けた研究開発が進められている。

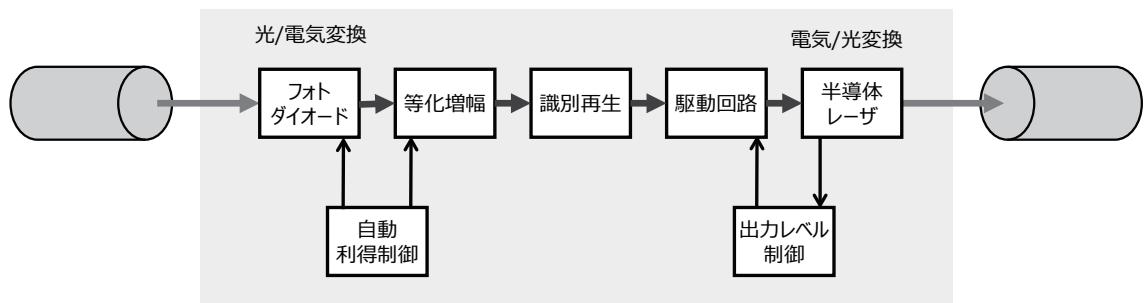


図 2-14: 3R 再生中継器の構成

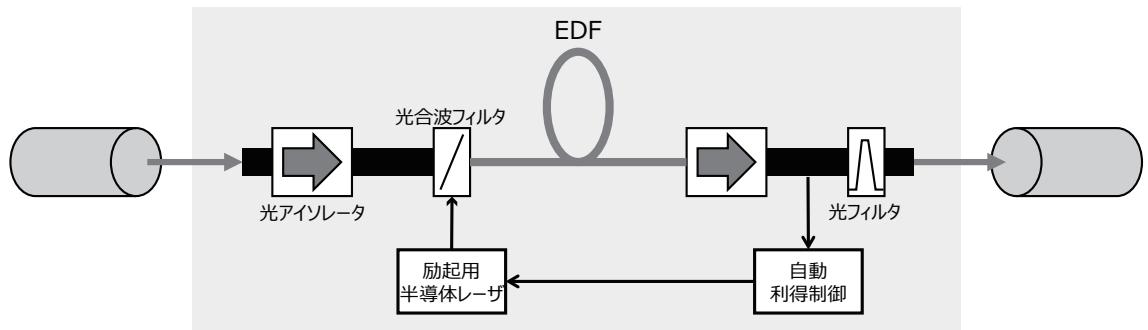


図 2-15: 光増幅器の構成

第3章

EPONの長距離化

3.1 背景と課題

FTTHサービスをユニバーサルサービスとして広く公平に提供することを可能にして、高速・大容量な情報通信設備を人々の基本的な生活を支えるインフラへと発展させていくためには、FTTHサービスのカバーエリアを経済的に拡大することが必要である。FTTHサービスのカバーエリアを経済的に拡大する方法として、EPONを長距離化する方法が有望である。以降では、人口密度の高い地域をアーバンエリア、人口密度の低い地域をルーラルエリアと呼ぶこととする。EPONの長距離化が可能となると、特にルーラルエリアへのサービス提供が加速されることが期待できる。

まず、長距離化を行わない場合に、ルーラルエリアでのサービス提供が難しい理由について説明する。長距離化をしないと、ルーラルエリアでの1つの設備ビルあたりのユーザの数が少ない。このため、アーバンエリアと比べてOLTのONU収容率が低くなり、ルーラルエリアでは、1ONU(1ユーザ)当たりのOLT装置コストの負担割合が高まる。また、OLTを面的に配置するためには、サービス事業者の設備ビルを置く必要がある。OLTだけではなく設備ビルをも負担することを考慮すると、ルーラルエリアの不採算性は顕著なものとなる。以上のことから、ルーラルエリアでは、実質の1ユーザあたりの設備コスト負担が大幅に増大することになる。嵩んだコストはルーラルエリアのユーザのみで負担をするのは難しい。ユニバーサルサービスは、このような不採算エリアへのサービス提供コストを、全ユーザで均等に負担する。この場合、全体のサービス料金が上がる。しかし、昨今は事業者間で価格競争が激化しており、サービス事業者は値上げによる競争力低下を避け、ルーラルエリアへサービスを提供せずに、アーバンエリアのみで低価格でサービス提供をすることになる。

EPONの長距離化はこれを解決する方法の一つである。EPONの長距離化により、OLTの収容範囲を広げることで、1台のOLTへのONUの収容率を高くすることができ、さらに、事業者設備ビルの数を抑えることができる。さらにEPONを長距離化すると、アーバンエリアにおける複数の事業者設備ビルを統合することができる。これにより、ユーザ当たりの設備コスト負担を低減することができる。

以上のメリットから、EPONの長距離化は広く公平なサービス提供へ向けて、実現すべき重要な技術であるといえる。従来のEPONは20km以下の接続距離での使用が想定された仕様化がなされていたが^[48]、本研究では100kmまでの延伸を目標とする。

2章で述べたように、バースト対応の光増幅器の発展によって、光の減衰に起因する接続距離の制限を無くして、信号を遠距離まで到達させることができた。ただし、接続距離が長くなると伝送遅延が大きくなり、EPONではQoSに多大な影響を及ぼす。

本研究では、長距離化時にQoSが劣化する要因を明らかにし、QoS劣化を回避する方式を提案する。長距離化時のQoS劣化要因として着目したものは2つある。一つは、DBAによる帯域割り当てスキームにおける制御メッセージやり取りに掛かる時間の増大である。もう一つは、MPCPディスカバリにおけるディスカバリウィンドウの拡大である。それについて、以下の節で説明し、その解決策を示す。

3.2 長距離化対応上り帯域割り当て方式

3.2.1 従来方式の問題点

従来のEPONの上り帯域割り当てスキームを図3-1に示す。従来の方式では、ONUに上りデータが到着して、ONUは次のREPORTメッセージでデータ蓄積量をOLTに通知して、OLTが割り当て帯域を計算し、算出した割り当て帯域（送信開始時刻と時間）をGATEメッセージを用いて通知して、通知された送信時刻にONUがデータを送信する^[75]。このような、ONUのデータ蓄積量の通知を待ってから、それに基いて割り当て量を決定する割り当て方式を、以降ではSR（Status Reported）方式と呼ぶこととする。特に複数リクエスト方式は、ONUから通知された要求量と、割り当て量を一致させることで、断片化フレームによる不使用帯域の発生を回避して帯域利用効率を向上する。このようなSR方式のDBAをEM（Exactly Matching）方式と呼ぶこととする。SR方式で上り送信を行うと、上りデータがOLTに到着するまでに、最低でもRTTの1.5倍の遅延時間が掛かる。実際には、ONUへのデータ到着からREPORTメッセージの送信までの待ち時間や、REPORTメッセージの内容を解読してから、割り当て帯域を算出する計算時間などがこれに加算

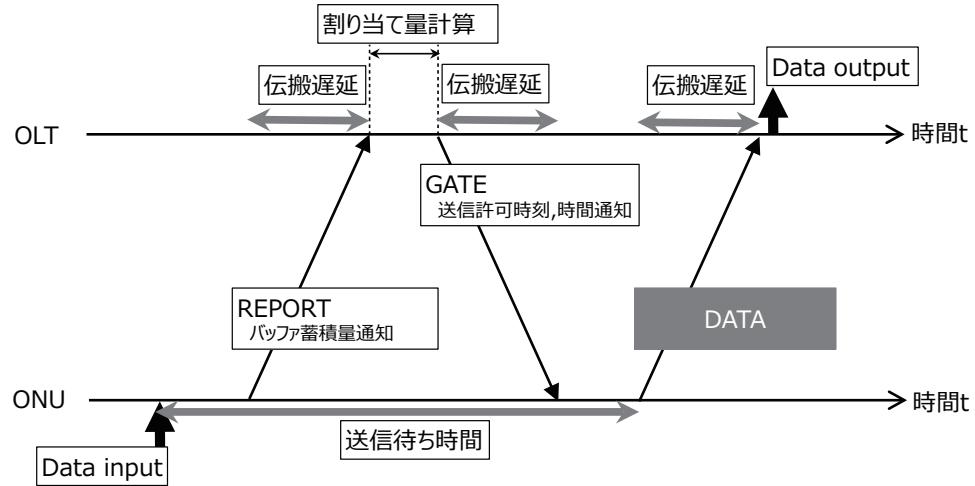


図 3-1: DBA (SR 方式) における遅延時間

される。

固定の割り当て周期で上り帯域の割り当てを行う複数リクエスト方式では、割り当て周期を最も遠距離に接続される ONU の RTT よりも長く設定する必要がある。これは従来の複数リクエスト方式では、1 回の割り当て周期で全 ONU の REPORT メッセージと GATE メッセージの交換を行うためである。

図 3-2 に示すように、割り当て周期が長くなると、近距離接続の ONU は、長距離接続の ONU のメッセージやり取りを待たなくてはならないため、近距離接続の ONU についても、遅延時間が増大するといった影響がある。よって、現状では EPON を長距離化することで、接続される全 ONU の遅延時間が従来よりも大きくなるという問題があり、従来と変わらない品質のサービスを提供することが難しい。

従来と変わらないサービス品質を維持するという観点では、近距離に従来の ONU が接続されている EPON に、長距離接続の ONU が追加された場合でも、近距離の ONU に与える影響がないことが望ましい。このためには、近距離接続の従来 ONU は従来通りの割り当て方式で、従来通りの割り当て周期で割り当てを行うことが必要である。

これまで、長距離化 EPON の上り遅延時間を短縮する DBA としては、複数の方式が提案されているが、複数リクエスト方式を基に近距離の ONU の動作に変更を加えない方式は提案されていない [86-89]。

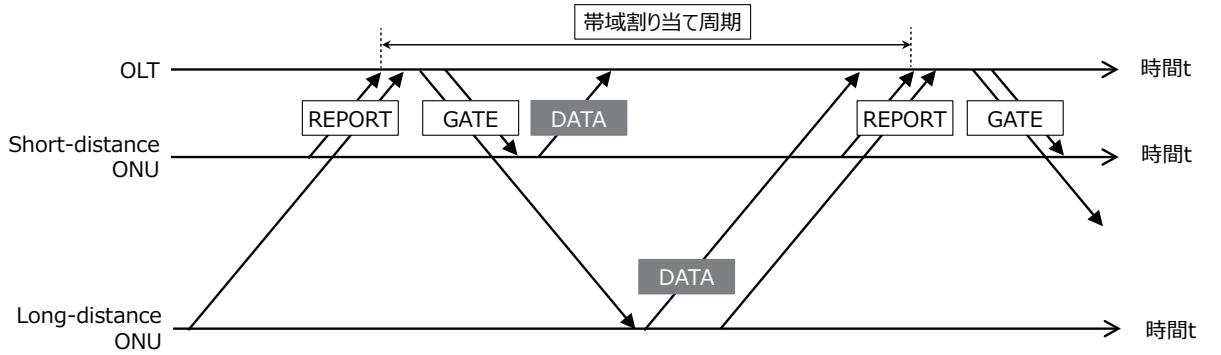


図 3-2: 長距離接続の ONU と短距離接続の ONU との共存

3.2.2 提案方式

本節では、EPON の長距離化時に、入れ子構造の帯域割り当てにより、近距離 ONU の割り当て方式および割り当て周期の変更をせずに、長距離接続の ONU の遅延時間の増大を回避する方式を提案する。この方式は長距離 EPON ではなく、通常の EPON の接続の中で、特に近距離に接続された ONU に対して、より頻度の高い割り当てを行うことで、さらなる低遅延化を実現する方法 [90] の応用である。

割り当てスキーム

提案方式における OLT と ONU との間での GATE メッセージ、REPORT メッセージおよびデータのやり取りを図 3-3 に示す。提案方式では、複数リクエスト方式における REPORT メッセージ集中型を基本とし、一定の帯域割り当て周期において、OLT は全 ONU からの REPORT メッセージを受信し、各 ONU 宛の GATE メッセージを送信する。このとき、帯域割り当て周期は、従来の（非長距離化の）EPON における周期と同等の長さとする。この周期内に GATE メッセージと REPORT メッセージの往復が伝搬遅延により間に合わない ONU、即ち RTT と割り当て帯域計算時間の和が割り当て周期より長い ONU を、遠距離 ONU として扱う。RTT と割り当て帯域計算時間の和が割り当て周期よりも短い ONU は近距離 ONU とする。割り当て帯域の計算は、OLT の実装方法に依るが、現在用いられている OLT では、割り当て計算の一部ハードウェア化がなされており、高速化が進んでいる。実際の割り当て帯域の計算時間は数 10 から数 100 μs 程度となると考えられる。

近距離 ONU に対しては、従来通りに 1 回の割り当て周期内で GATE-REPORT の交換を行い、従来通りの EM 方式により断片化フレームの発生を防ぎ、不使用帯域を極力減らす帯域割り当て

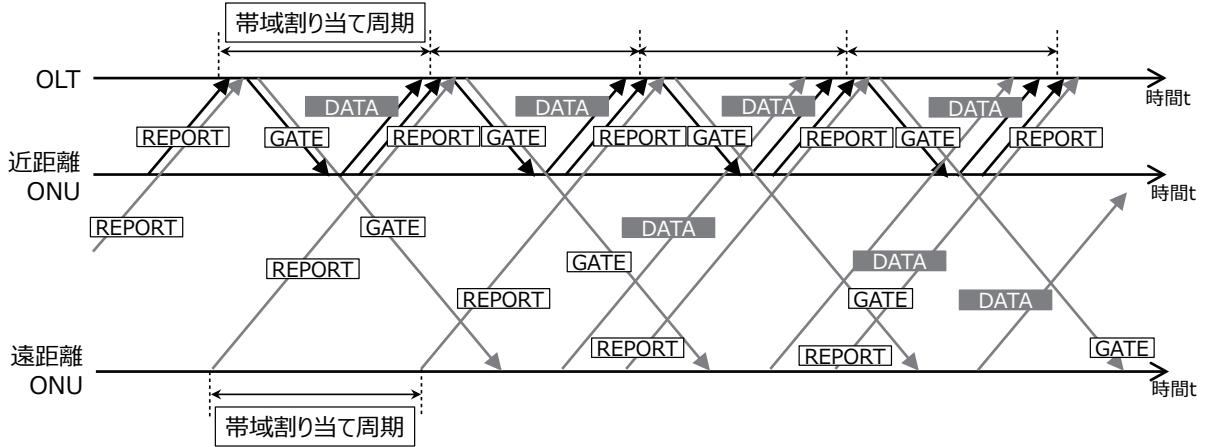


図3-3: 提案方式における制御メッセージ交換スキーム

を行う。従来通りの動作となるので、近距離ONUの上り通信の品質は従来と変わらない。

一方遠距離ONUに対しては、その距離に応じて数周期後にREPORTメッセージがOLTに到着するように送信を指示する。ここで、OLTは送信を指示したREPORTメッセージがOLTに到着しているか否かに関わらず、割り当て周期ごとに次のREPORTメッセージの送信割り当てを行う。GATEメッセージとREPORTメッセージのやり取りが時間的に重なり合うことになる。これにより、遠距離ONUも毎回の割り当て周期ごとにREPORTメッセージをOLTに到着させることができる。上りデータの帯域も、REPORTと同様に数周期の後のタイムスロットを割り当てる。遠距離ONUへの割り当て量はEM方式ではなく、要求量の予測から求める。割り当て量の詳細な算出方法は後述する。

この方法により、遠距離ONUであっても、自身のRTTより短い繰返し周期で送信を許可されることになるため、前節に述べたようなRTTに比例する送信待ち時間が発生せず、短い遅延時間で上りデータを送信することができる。

上記のスキームによる帯域割り当てでは、RTTと割り当て周期との大小関係によって、今周期に割り当てるのか、次の周期に割り当てるのか、さらにその次や、それ以上先の周期に割り当てるのかを判断して、割り当てを行う。図3-4に、割り当てアルゴリズムの例を示す。本例では、2つ先の割り当て周期までの先行した割り当ての可能性がある距離までを許容するものとする。割り当て帯域を算出する順番は、目標帯域からの不足分の帯域の大きい順にソートする。次に、当該ONUのRTTの長さに応じて、どの割り当て周期の帯域(grant)から割り当て量(slot)を確保するかを判断する。RTTは割り当て周期(allocation_cycle)またはその2倍周期と比較する。割

```

For (j=0; j<=N; j++)
    i = sort(j)

    If (RTT(i) >= 2*allocation_cycle)
        grant(k+2,i) = P_DBA(k+2,i)
        slot(k+2) = slot(k+2) - grant(k+2,i)

    Elseif (RTT(i) >= allocation_cycle)
        grant(k+1,i) = P_DBA(k+1,i)
        slot(k+1) = slot(k+1) - grant(k+1,i)

    Elseif (RTT(i) < allocation_cycle)
        grant(k, i) = EM_DBA(k,i)
        slot(k) = slot(k) - grant(k+1,i)
    EndIf

EndFor

```

図3-4: 帯域割り当てアルゴリズム

り当て量は、近距離ONUに対しては従来のEM方式で割り当てる。EM方式による割り当て量の算出を関数 $EM_DBA()$ で表す。遠距離ONUへの割り当ては関数 $P_DBA()$ で表す。 k 、 $k+1$ 、 $k+2$ は、割り当て周期の通し番号を示す。本説明では、簡単のため、割り当て帯域の算出時間を考慮しなかったが、実際はアルゴリズム中の $RTT()$ に割り当て量算出時間を加算した上で、どの周期の割り当てとするかを判断する。

要求量予測型割り当て方式

提案方式では、遠距離ONUに対しては、遅延時間の低減のために、先行して割り当てるために、EM方式で割り当て量を算出するのではなく、要求量を予測して割り当て量を算出する。

ONUは、従来の複数リクエスト方式と同様の方法で要求量を算出して、REPORTメッセージによりOLTに通知する。OLTは通知された要求量のうち、バッファ蓄積量の全体を示す要求量(Queue Set #2)の変化量を基に算出する。割り当て周期の通し番号 k に算出する遠距離ONU*i*の

割り当て量の候補値 $g_{i,k}$ を式(3.1)に示す。

$$g_{i,k} = \begin{cases} G_{i,k-1} + \Delta G_{p2} & (\Delta R_{i,k} > \alpha_2 \vee R_{i,k} \geq 0xFFFF) \\ G_{i,k-1} + \Delta G_{p1} & (\alpha_1 < \Delta R_{i,k} \leq \alpha_2) \\ G_{i,k-1} & (\beta_1 < \Delta R_{i,k} \leq \alpha_1) \\ G_{i,k-1} - \Delta G_{m1} & (\beta_2 < \Delta R_{i,k} \leq \beta_1) \\ G_{i,k-1} - \Delta G_{m2} & (\Delta R_{i,k} \leq \beta_2 \vee R_{i,k} = 0) \end{cases} \quad (3.1)$$

ここで、 $G_{i,k-1}$ は1周期前に算出した割り当て量、 ΔG_{p2} 、 ΔG_{p1} 、 ΔG_{m1} 、 ΔG_{m2} は、ONUからの要求量 $R_{i,k}$ または、その変化量 $\Delta R_{i,k}$ に応じた割り当て量のステップ変化量を表す定数である。 α_1 、 α_2 、 β_1 、 β_2 は、割り当て量のステップ変化量を変更する閾値を表す定数である。要求量が増加傾向のときには割り当て量を増やし、減少傾向のときには割り当て量を減らす。それぞれのパラメータは事前に経験的に値を決めておくこととする。ここで、 $\Delta G_{p2} > \Delta G_{p1}$ 、 $\Delta G_{m2} > \Delta G_{m1}$ とすることで、要求量の急激な変化に対応して割り当て量を大きく変化させ、追従性を高めることができる。さらに、式(3.2)に示すように、最大制限帯域と最小保証帯域で制限した値 $G_{i,k}$ を割り当て量の確定値とする。これにより、データ入力が多い高負荷時の公平性を担保することができる。

$$G_{i,k} = \begin{cases} G_{max} & (g_{i,k} > G_{max}) \\ g_{i,k} & (G_{min} \leq g_{i,k} \leq G_{max}) \\ G_{min} & (g_{i,k} < G_{min}) \end{cases} \quad (3.2)$$

ここで、 G_{max} は割り当て量の最大値、 G_{min} は割り当て量の最小値を示す。 G_{max} は、式(3.3)で求める。

$$G_{max} = c \times \frac{S}{N} \quad (3.3)$$

ここで、 S は割り当て周期1周期で利用できる割り当てスロット長、 N はアクティブな（0より大きい送信要求量をOLTに通知している）ONUの数、 c は補正係数である。各定数は経験的に適切な値を定めておく必要がある。

以上の方針により、OLTは遠距離ONUの割り当て量を決定する。本論文ではこの方針を、従来の複数リクエスト方式と、遠距離ONUへの先行割り当て方式とを融合したハイブリッド方式と呼ぶこととする。ハイブリッド方式とすることで、帯域利用効率の低下を最小限に抑えつつ、遠距離ONUの遅延時間増大を回避することができる。

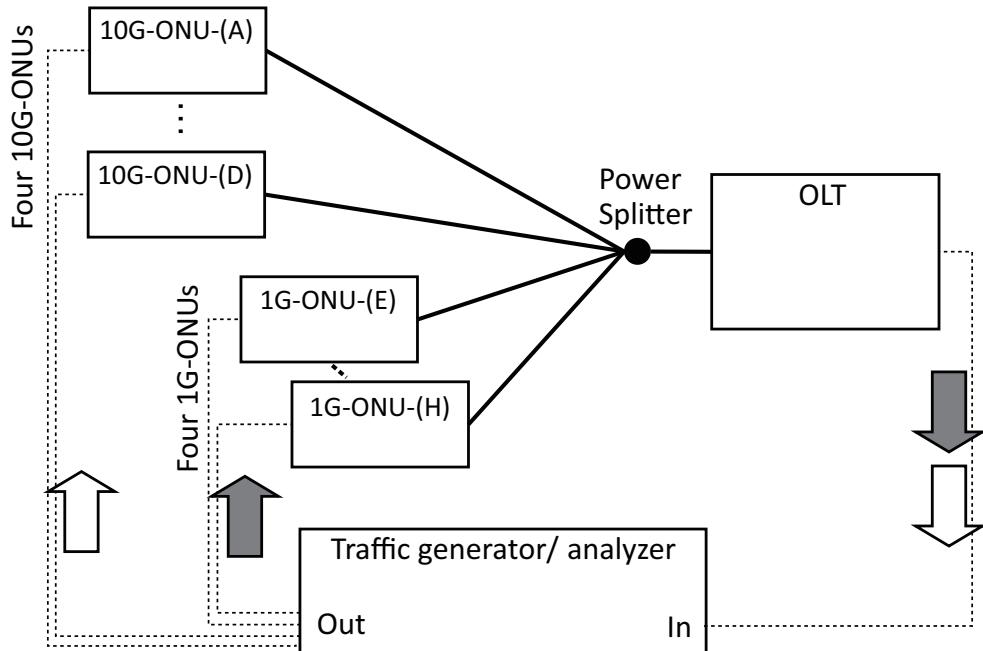


図 3-5: 測定系の基本構成

3.2.3 実機実験による効果の検証

提案するハイブリッド方式による効果を検証するために、提案方式で動作するEPONシステムを作成して、実機による性能測定を行った。藤原らが提案したバースト対応光増幅器^[84]を使用して、0 km から 100 km までの範囲でOLTにONUを接続可能なシステムとした。測定系の基本構成を図3-5に示す。OLTは、10G-ONUと1G-ONUの両方のONUを同時収容できるものとし、上り帯域はビットレートに関わらずTDMAにより多重アクセスを行う。OLTと各ONUとは任意の長さの光ファイバと光スプリッタを介して接続される。ONUの接続距離に依っては、光増幅器を挿入する必要がある。接続距離に応じて、適切な位置に適切な増幅率で光増幅器を挿入し、双方の通信が正常に行えるよう調整した。上り帯域割り当ての性能を検証するため、トラヒックジェネレータとアナライザが一体となった測定用装置により、Ethernetフレームの上りデータを発生させて、各ONUに入力した。入力された上りデータは各ONUの上り送信バッファに蓄積され、OLTからの送信許可によりOLTに送信された後、OLTから即座に出力されトラヒックアナライザに入力される構成とした。トラヒックジェネレータとアナライザが一体となった測定用装置では、出力データと入力データとを比較して、ONUごとの実スループット、フレームごとの遅延時間、遅延揺らぎを出力した。

表 3.1: 遅延時間測定条件

	Hybrid DBA	EM-only-DBA	ONU-A & -B	ONU-C to -H	ONU-A & -B	ONU-C to -H
Distance	[km]	0 to 100	0	0 to 100	0	0
Input rate	[Mbps]			10		
Frame length	[Byte]		68-1522 (Uniform distribution)			
Allocation cycle	[μs]	700 (Any distance)			700 to 1500	
Discovery cycle	[ms]			1500		

遅延時間の評価

測定系を用いて、入力トラヒックの遅延時間および遅延時間の揺らぎを測定した。10,000フレームをONUに入力し、フレームごとの遅延時間を測定した。測定したフレームごとの遅延時間から、平均遅延時間と、遅延時間の揺らぎを算出した。遅延時間の揺らぎは、全フレームの上位及び下位1%の特異値をカットして、残ったフレームの遅延時間の最大値と最小値の差とした。

遅延時間の測定時のEPONの構成を図3-6に示す。また、測定条件を表3.1に示す。2台の10G-ONU(10G-ONU(A)、10G-ONU(B))の接続距離を、同時に変化させた。10G-ONU(A)と10G-ONU(B)の接続距離は、0 km、20 km、40 km、60 km、80 km、100 kmとした。残りの2台の10G-ONU(10G-ONU(C)、10G-ONU(D))と、4台の1G-ONU(1G-ONU(E)、10G-ONU(F)、10G-ONU(G)、10G-ONU(H))は、接続距離0 kmで固定とした。測定は、ハイブリッド方式を用いた場合とEM方式のみを用いた場合とで行った。明確化のために従来のEM方式のみを用いる方式をEM_only方式と呼ぶこととする。提案方式であるハイブリッド方式では、割り当て周期を700 μsとした。この値は、100 kmのRTTよりも短い。従来方式であるEM_only方式では、最も長距離に接続されるONUのRTTに依って割り当て周期を変更した。測定は、各条件で10回ずつ行い、遅延時間と遅延時間の揺らぎの施行ごとの平均値を求めた。

図3-7に、ONUの最長接続距離と遅延時間の関係を示す。遠距離ONUの代表を10G-ONU(A)、近距離ONUの代表を10G-ONU(C)および1G-ONU(E)として示す。10G-ONU(A)と(B)が接続距離20 km以下の場合は、ハイブリッド方式とEM_only方式は同等の遅延時間となった。これは、ハイブリッド方式においても全ONUへの割り当てをEM方式のみで行っているためである。10G-ONU(A)と(B)が接続距離40 km以上のプロットでは、遠距離ONUと近距離ONUの全てのONUにおいて、ハイブリッド方式を用いた方が、EM_only方式を用いた場合に比べて遅延時間が低減された。またハイブリッド方式では、近距離ONUの遅延時間が、共存する遠距離ONUの接

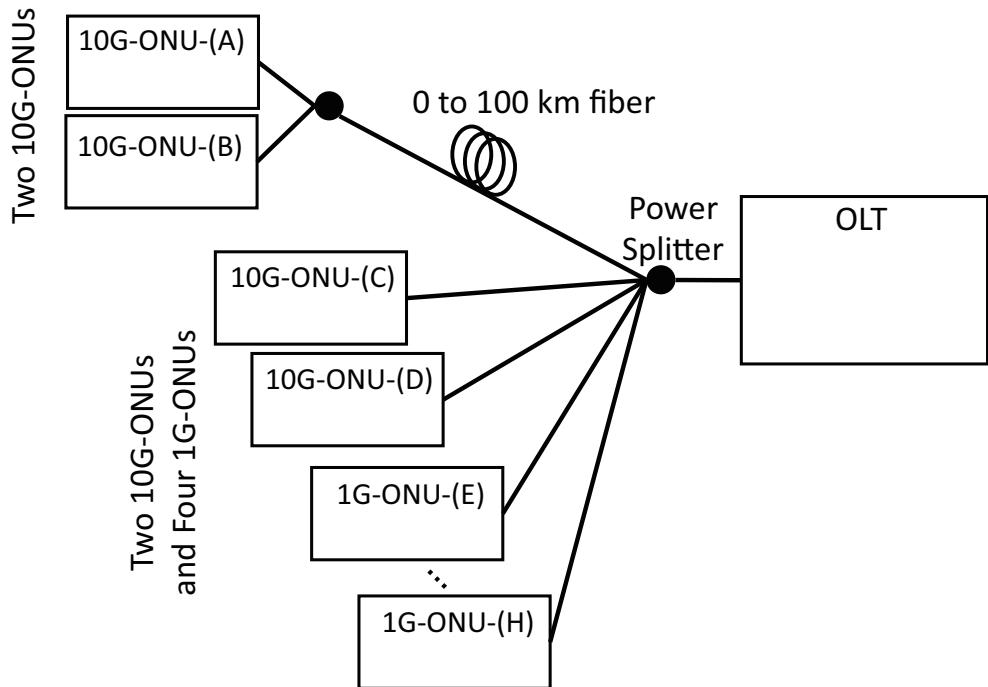


図3-6: 遅延時間の測定系

続距離に関わらず一定であった。このことから、ハイブリッド方式では、近距離ONUの遅延時間に影響がないことがわかる。さらにハイブリッド方式では、遠距離ONUの遅延時間が、近距離ONUの遅延時間よりも短く抑えられている。ハイブリッド方式において、遠距離ONUの接続距離が40kmのプロットで遅延時間が不連続的に短くなっているのは、接続距離40kmから、割り当て方式が遠距離用の要求量予測型方式に切り替わったためであると考えられる。このことから、少なくとも100kmまでの接続距離であれば、遠距離ONUに対しても、従来と同等の遅延時間要求のサービスを同等以上の品質で提供可能であることがわかる。EM_only方式を用いた場合、遠距離ONUの接続距離が伸びるに連れて、全ONUの遅延時間が増大した。これは、近距離ONUを含む全ONUに対して、長くなった割り当て周期で帯域割り当てを行ったためである。この結果から、EM_only方式では、遠距離ONUを共存させたときに、従来のサービスの遅延要求を満たすことができなくなる可能性がある。

図3-8に、ONUの最長接続距離と遅延時間の揺らぎ関係を示す。遅延時間の揺らぎに関しても、概ね遅延時間と同様の結果が得られた。10G-ONU(A)と(B)が接続距離20km以下の場合は、ハイブリッド方式とEM_only方式は同等の遅延時間の揺らぎとなった。遅延時間の結果における議論と同様に、接続距離20km以下では、両者は同じ動作で割り当てを行うためである。ここで、1G-ONU

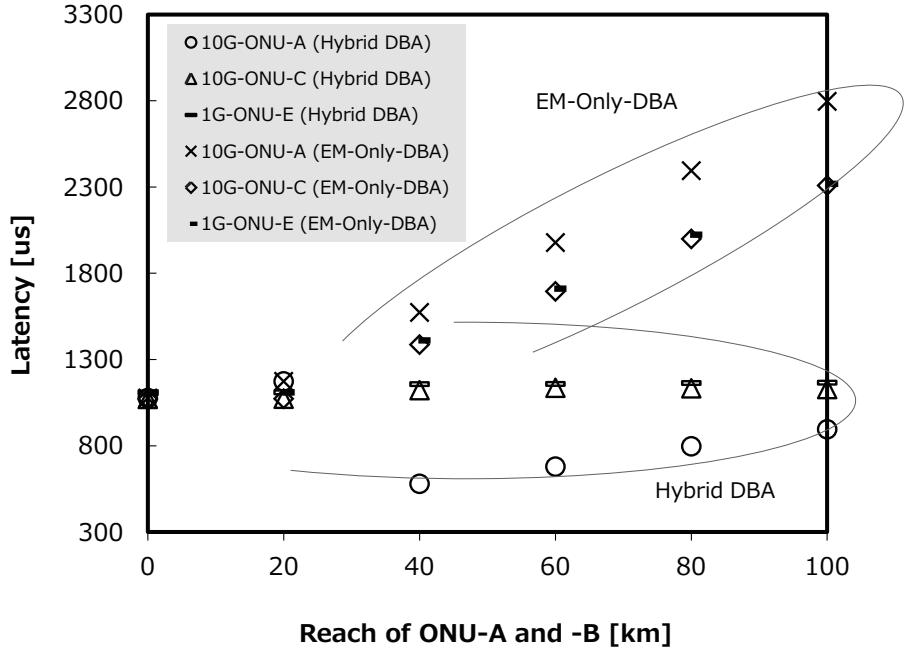


図 3-7: ONU の最長接続距離と遅延時間の関係

よりも 10G-ONU の遅延時間の揺らぎが大きくなっていることがわかった。これは、10G-ONU では、各周期に、REPORT メッセージによる通知時には ONU に到着していなかったが、送信許可時には、ONU に到着していたフレームの送信をするような更改が施されているためである。この更改により、10G-ONU は遅延時間の極端に短いフレームが 1% 以上生じ、遅延時間の下端側が広がる。これにより、結果として遅延時間の揺らぎが大きくなる。10G-ONU(A) と (B) が接続距離 40 km 以上の領域では、EM_only 方式に比べてハイブリッド方式の方が同等または小さい値となつた。ハイブリッド方式では近距離 ONU の遅延時間の揺らぎに変化は無く、遠距離 ONU の遅延時間の揺らぎは従来より小さく抑えられた。一方 EM_only 方式では、遠距離 ONU の接続距離が伸びるに連れて、遅延時間の揺らぎが増大した。以上より、遅延時間の揺らぎの観点でも、ハイブリッド方式では、近距離 ONU の性能を変えずに、遠距離 ONU の性能を向上して、従来と同等以上とすることができますことがわかった。

以上の遅延時間及び、遅延時間の揺らぎの値は、入力負荷 L が過負荷でない場合にのみ担保される。各 ONU i の入力負荷 L_i の条件は式 (3.4) で表される。

$$L_i \leq T_s \frac{w_i}{\sum_{k=1}^N w_k} \times \frac{R_i}{T_{cycle}} \quad (3.4)$$

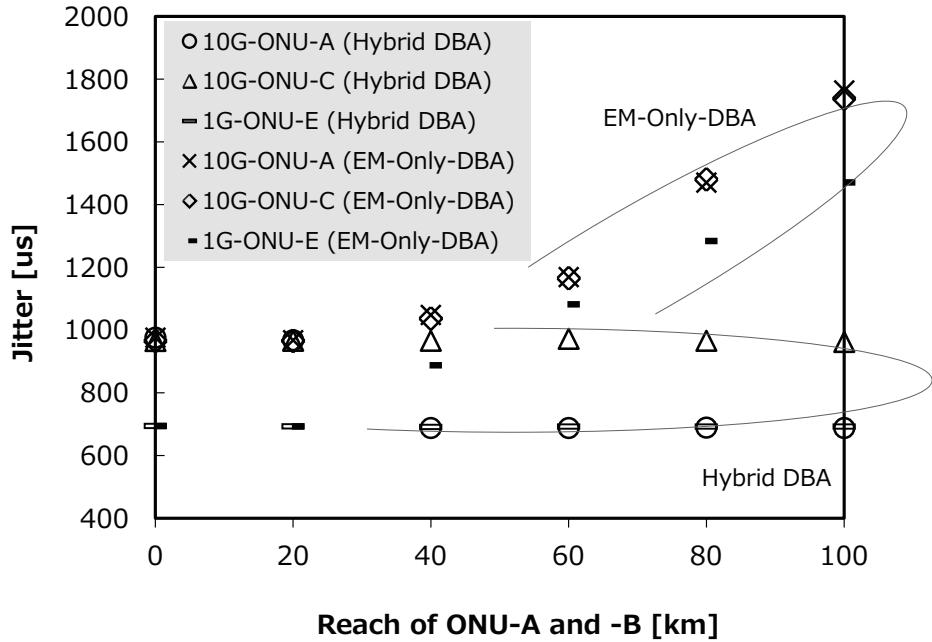


図 3-8: ONU の最長接続距離と遅延時間の揺らぎの関係

ここで、 T_s は割り当て周期 1 周期に割り当て可能な正味の割り当て量、 w_k は ONU k の重み付け、 T_{cycle} [s] は割り当て周期の長さ、 R_i [bps] は、ONU i のビットレートを表す。10G-ONU では、 R_i は 10 Gbps、1G-ONU では R_i は 1 Gbps となる。 T_s は式(3.5)で表される。

$$T_s = T_{cycle} - T_{OH} \quad (3.5)$$

ここで、 T_{OH} [s] は割り当て周期のうち、制御メッセージの送信やバーストオーバヘッドに使用されるユーザデータの送信に使用できない部分の長さである。例えば、割り当て周期 $T_{cycle} = 700 \mu\text{s}$ 、 $T_{OH} = 20 \mu\text{s}$ 、10G-ONU の重み $w_{10G} = 0.1$ 、1G-ONU の重み $w_{1G} = 1$ 、10G-ONU の接続数 $N_{10G} = 28$ 、1G-ONU の接続数 $N_{1G} = 4$ とすると、 L_i の最大値は全 ONU について、140 Mbps となる。これは、重み付けによって、10G-ONU と 1G-ONU との割り当て量を同等となるように設定した場合の例である。これを超える入力負荷があると平均の遅延時間や遅延時間の揺らぎは増大する。その場合でも、品質を保証したサービスを提供するためには、優先制御をすればよい。音声通話やテレビ電話など、遅延時間の要求の高いアプリケーションのフレームの優先度を高く設定し、ONU では優先度の高いフレームを先に送信するようにする。これにより、 L_i 以下の高優先トラヒックであれば低遅延で送受信することができる。

表 3.2: スループット測定条件

	Hybrid DBA	EM-only-DBA		
	10G-ONU	1G-ONU	10G-ONU	1G-ONU
Distance	[km]	0, 100	0	0
Input rate	[Gbps]	10	1	10
Frame length	[Byte]	68-1522 (Uniform distribution)		
Allocation cycle	[μs]	700		
Weight		10	1	10
Discovery cycle	[ms]	1500		
Correction coefficient c		1.00, 1.07, 1.14		
		-		

スループットの評価

次に、帯域利用効率と公平性を評価するために、過負荷時のスループットを測定した。全ONUに過負荷のトラヒックを入力し、個々のスループットを測定した。図3-9に、スループット測定時のEPONの構成を示す。ハイブリッド方式におけるスループットへの影響は、EM方式で動作するONUと、要求量予測型方式で動作するONUの数によって変わると予想されるため、4台の1G-ONUを接続距離0kmで固定とし、残り4台の10G-ONUを1台ずつ0km接続から100km接続に切り替えていく際のスループットを測定した。スループットは、負荷の入力を開始してから数秒で定常値となる。本測定では定常値となってから十分時間が経ったことを確認して、入力開始から約30秒以降の値を取得した。評価は、帯域の利用効率およびJainらが提案した公平さの指標（Fairness Index）^[91]により行った。帯域利用効率Eは式(3.6)で求めた。

$$E = \sum_{j=1}^N \frac{t_j}{R_j} \quad (3.6)$$

ここで、NはONUの数、 t_j はONU j のスループット、 R_j はONU j のビットレートである。また公平さの指標であるFairness Index Fは、式(3.7)で求めた。

$$F = \left(\sum_{j=1}^N \frac{t_j}{w_j} \right)^2 / N \sum_{j=1}^N \left(\frac{t_j}{w_j} \right)^2 \quad (3.7)$$

ここで、 w_j はONU j の重み付けである。さらに、式(3.3)における補正係数cを変化させて測定を行い、最も公平な割り当てを可能にした値 $c = 1.07$ を得た。結果では、比較対象として $c = 1.00$ および $c = 1.14$ のときの値も示す。その他の詳細条件を表3.2に示す。

図3-10に、接続距離100kmのONUの数と帯域利用効率の関係を示す。この結果から、ハイブリッド方式で、100km接続の10G-ONUが1台増えるごとに、帯域利用効率は0.3%ほどの微小

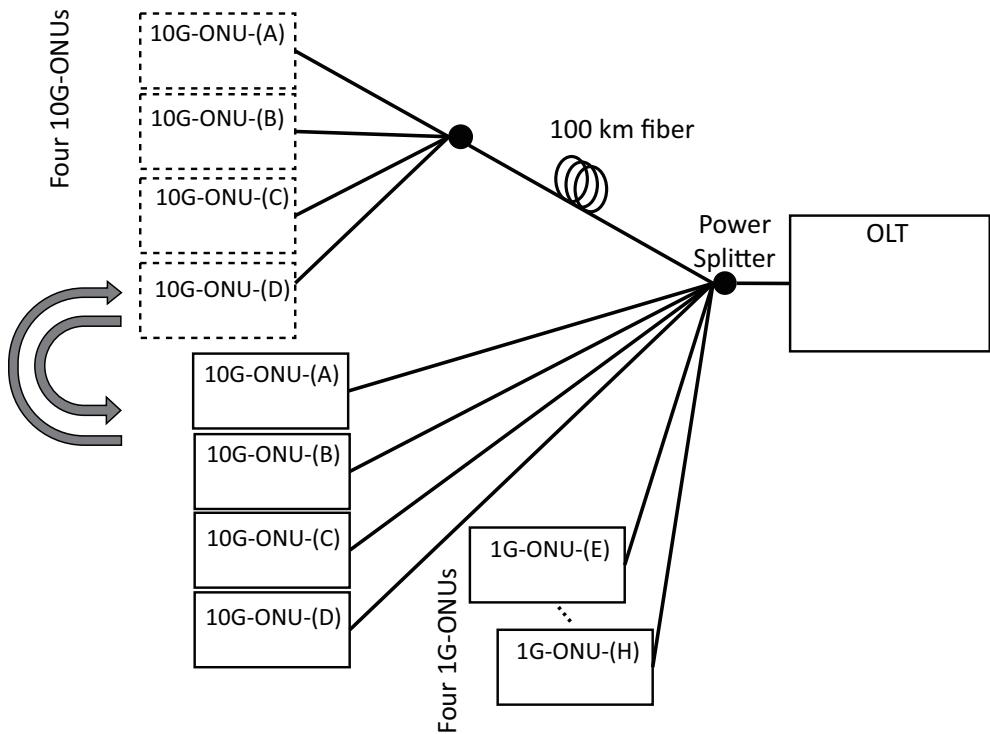


図3-9: スループット測定時のEPON構成

ながら低下していくことがわかった。これは、要求量予測型の割り当て方式では、原理的に要求量と割り当て量の完全な一致が不可能であるため、過負荷入力時には、1フレーム分ずつ断片化したフレーム分が生じることによるものである。ただしその影響は小さい。ハイブリッド方式では、近距離ONUに対してはEM方式で割り当てを行うため、近距離ONUの数が増えても帯域利用効率の低下は起きない。よって、遠距離ONUの接続台数が極端に多くない限りは、帯域利用効率への影響は大きくないと考えられる。また、補正係数 c の値を変化させても、帯域利用効率には影響がないことがわかった。

図3-11に、接続距離100kmのONUの数とFairness Indexとの関係を示す。Fairness Indexは、1に近いほど公平であることを示す指標である。補正係数 $c = 1.07$ のときは、EM_only方式に比べて0.1%以下の低下に抑えられ、ほとんど劣化がなかった。これに比べると、補正係数 $c = 1.00$ または、 $c = 1.14$ のときは、公平性の劣化が大きくなり、最大で0.7%程となった。高い水準の公平性を担保するためには、補正係数 c の値を適切に定める必要があることがわかった。

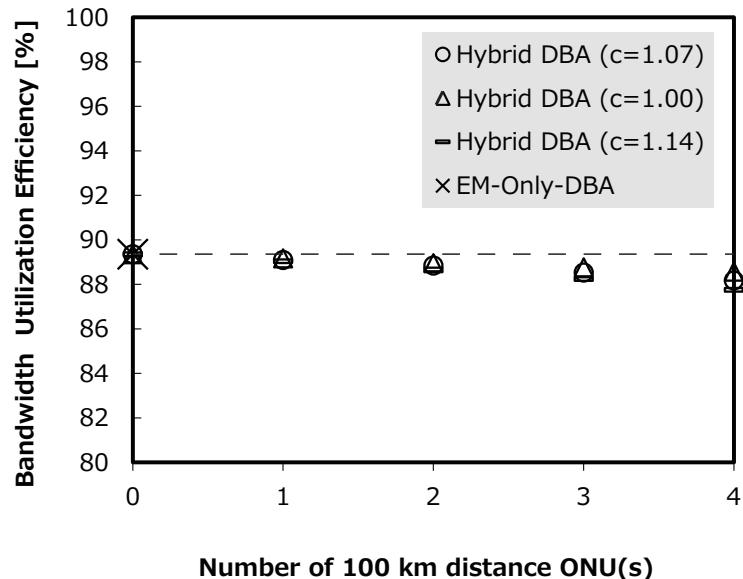


図3-10: 遠距離ONU数と帯域利用効率の関係

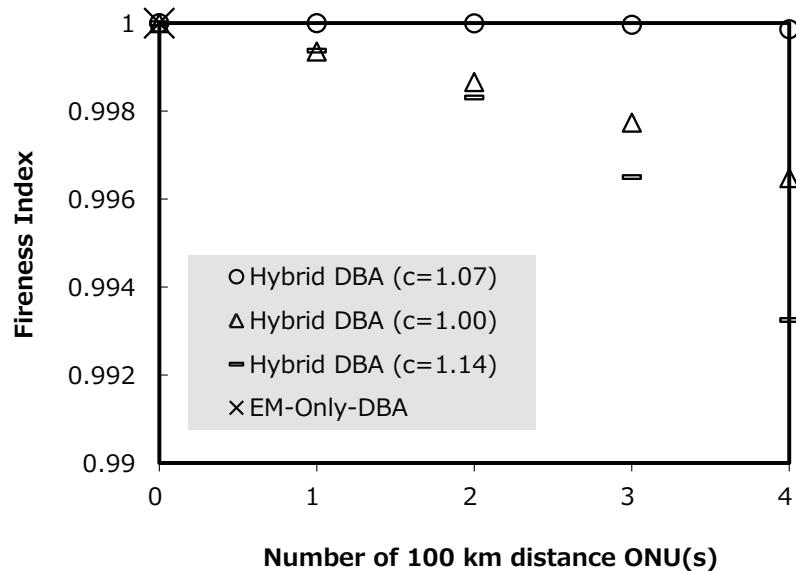


図3-11: 遠距離ONU数とFairness Indexの関係

3.3 長距離化対応 MPCP ディスカバリ方式

3.3.1 従来の MPCP ディスカバリ方式の長距離化時の問題点

長距離化した EPONにおいて、従来の MPCP ディスカバリ方式でそのまま MPCP ディスカバリを行うためには、ディスカバリウィンドウを拡大する必要がある。図 3-12 に、標準で定められた従来の MPCP ディスカバリにおけるディスカバリウィンドウを示す^[48]。標準のプロトコルでは、許容する接続距離の全範囲の ONU からの REGISTER_REQ メッセージを受信可能な時間をディスカバリウィンドウとする。許容する接続距離は最短で 0 km とするため、長距離側の最長値を伸ばす程にディスカバリウィンドウは拡大される。従来のディスカバリウィンドウの長さ $T_{DW(conv)}$ は式(3.8)で表される。

$$T_{DW(conv)} = RTT_{MAX} + T_{rand} \quad (3.8)$$

ここで、 RTT_{MAX} は、許容する最長の接続距離の RTT、 T_{rand} は、ランダム待ち時間の取りうる最大値である。ファイバ中の光速は、約 2.0×10^8 m/s であるので、通常の EPON で 20 km 接続まで、長距離化 EPON で 100 km 接続までを許容するとすると、許容する RTT_{MAX} はそれぞれ、 $RTT_{MAX}^{20km} = 0.2$ ms、 $RTT_{MAX}^{100km} = 1$ ms となる。最大ランダム待ち時間 T_{rand} を 0.1 ms とすると、ディスカバリウィンドウの長さは、通常 EPON で 0.3 ms、長距離化 EPON で 1.1 ms となる。ディスカバリウィンドウを開いている間は、上りのユーザデータの送信を止める。ディスカバリウィンドウは定期的に開けるため、ディスカバリウィンドウの長さは、遅延時間の最大値、および遅延時間の揺らぎにそのまま加算される。さらに、ディスカバリウィンドウが長くなると、その間でユーザデータのバッファ溢れが生じる可能性がある。ディスカバリウィンドウ中は上りの帯域割り当てを停止するため、その間に ONU に到着した上りデータは全てバッファに蓄積される。上りバッファは有限であるため、ディスカバリウィンドウが長くなりすぎると待ち時間分に到着したフレームを蓄積しきれずにバッファ溢れを起こし、パケットロスが生じる。

このような品質劣化を回避するためには、EPON の長距離化時にもディスカバリウィンドウを拡大せずに MPCP ディスカバリを実行できることが望ましい。ディスカバリウィンドウを拡大せずに、遠距離の ONU を検出・登録できるようにする方法としては、例えば 80 から 100 km などと、接続距離の範囲を限定して、短いディスカバリウィンドウで MPCP ディスカバリ処理を行う方法が考えられる。しかし、接続距離を限定すると、想定しない距離の ONU が接続されたときに誤作動を起こす。これを避けるための、誤接続がないような運用は大変煩雑である。また、限定された接続距離範囲では、OLT の収容効率が低下する可能性がある。よって、長距離化時にも接続距離の限定をせずに、広範囲の接続距離の ONU を一括で処理できるような MPCP ディスカバ

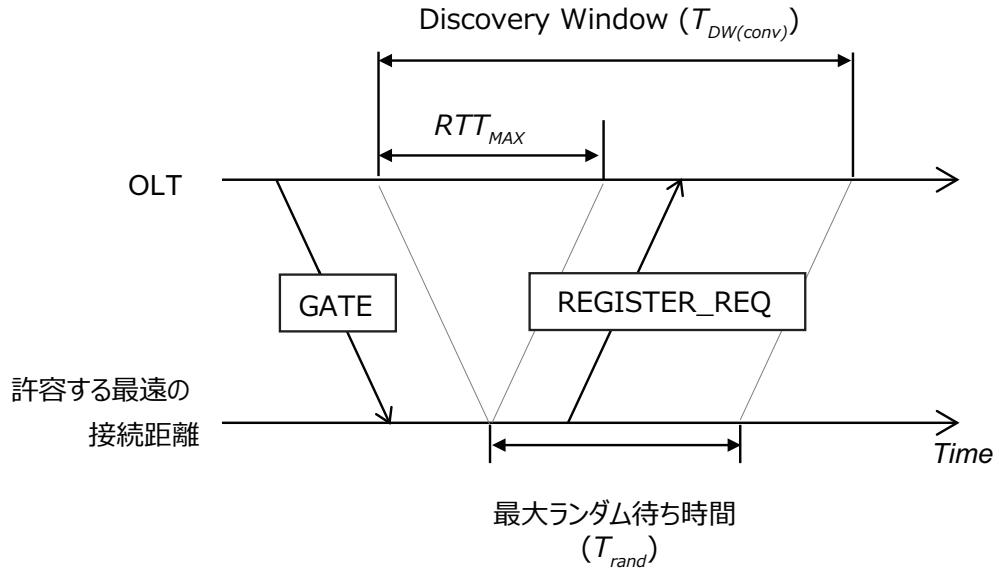


図3-12: 従来のMPCPディスカバリウィンドウ

リ方式がより望ましい。

3.3.2 提案方式

本研究では、未登録のONUが自身のおおよその接続距離を把握し、これに応じた調整時間を加えてREGISTER_REQメッセージを送信することで、長距離化時に接続距離の制限をせずに広範囲の接続距離のONUを登録可能なMPCPディスカバリ方式を提案する。

ディスカバリウィンドウ短縮方式

図3-13に、提案方式におけるMPCPディスカバリ処理スキームを示す。従来同様、許容する最長接続距離を定めておき、これを、OLT、ONUの両者が把握していることとする。OLTは、従来と同様に、ディスカバリGATEメッセージを送信する。ランダム待ち時間の開始時刻を t_1 、ランダム待ち時間の長さの最大値を T_{rand} と指定する。これを受信した未登録のONUは、自身の時刻をOLTからのディスカバリGATEメッセージのタイムスタンプに合わせる。つぎに、未登録のONU k は、自身の時計の時刻 $t_1(k)$ に、自身の接続距離に応じた調整時間 $T_A(k)$ を加えた時刻 $t'_1(k) = t_1(k) + T_A(k)$ から、時間 T_{rand} 以下のランダム時間待機してからREGISTER_REQメッセージを送信する。この方式では、ONUが理想的に正確な接続距離を把握できると仮定した場合、ディスカバリウィンドウの長さはランダム待ち時間の最大値 T_{rand} とすればよい。この長さは、接

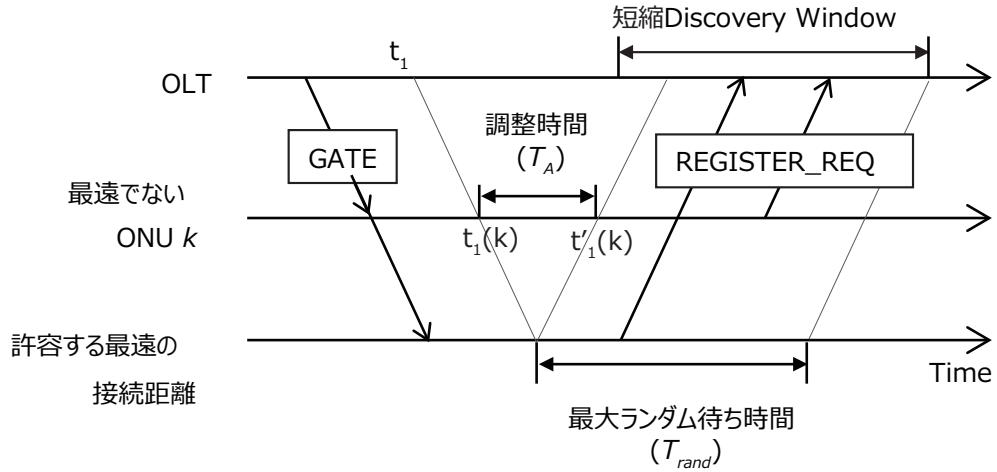


図 3-13: 提案方式におけるディスカバリウィンドウ

続距離の範囲に関わらず一定である。ただし、未登録のONUが自身の正確な接続距離を把握することは困難である。よって、本提案では期待できる接続距離の精度に応じて、実際の接続距離との差を補償するマージン T_M を取ることとする。この場合、ディスカバリウィンドウの長さ T_{DW} は、ランダム待ち時間の長さの最大値 T_{rand} とマージン時間 T_M の和 $(T_{rand} + T_M)$ となる。

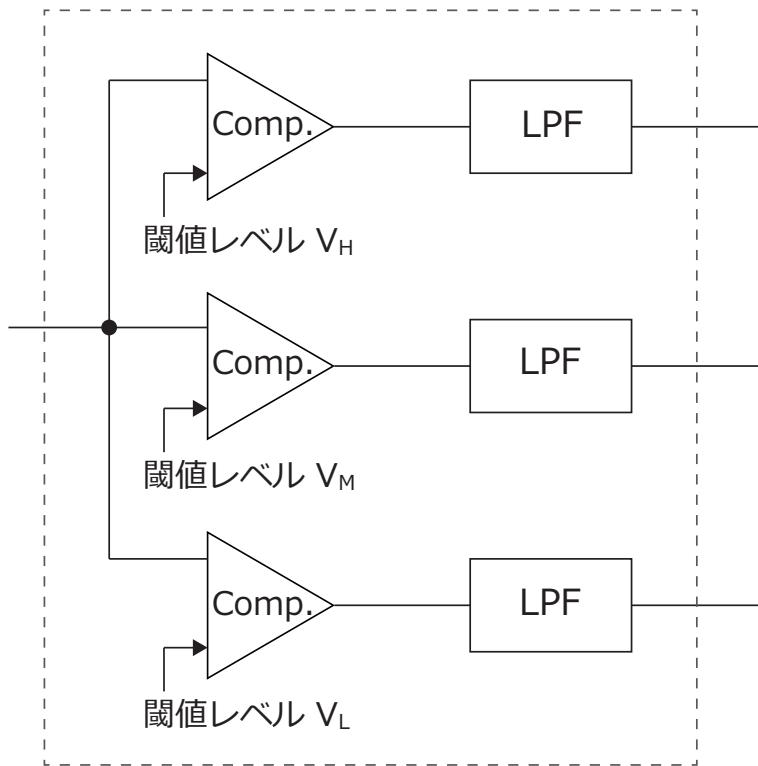
未登録ONUの接続距離把握方法

未登録ONUに、自身の接続距離を把握させる簡単な方法としては、ONUを接続する際におよその接続距離を入力しておけばよい。ただし、運用をより簡易にするためには、接続時にONUが独自に接続距離を推定することでプラグアンドプレイを実現する方法が望ましい。

以下では、ONUが独自に接続距離を推定する以下の2つの方法について説明する。

- 波長分散量から推定する方法
- 光の伝送遅延から推定する方法

波長分散量から推定する方法では、波長分散量が距離に比例して増加する性質を利用する。ONUが、受信した下り信号の波長分散量 D [ps]を求め、距離単位当たりの波長分散量 D_U [ps/nm]で除算することで求める。特に10 Gbps級のPONでは、波長分散の信号品質への影響を補償するため、波長分散の補償技術が検討されている^[92]。中村らは、波長分散補償のための要素技術として、ONU側の簡易な構成により波長分散量を推定する技術を提案している^[93]。図3-14のように、受信信号を、閾値レベルが異なる3つのコンパレータに入力した後に、ローパスフィルタにかける。

図 3-14: 簡易アイモニタ構成^[93]

ローパスフィルタからの出力電圧は、各閾値レベルにおける入力信号波形のデューティー比に対応する。波長分散により劣化した電気信号は、時間的に広がるという特性から、波長分散量が大きくなるに連れて、異なる閾値レベルでのデューティー比の差が大きくなる。よって、単位あたりのデューティー比の差分量を予め波長分散量と対応付けておけば、この値から波長分散量を推定することができる。

一方、光の伝搬遅延から求める方法では、ファイバなどの媒質中の光速が波長に依って変わること性^[94]を利用する。1G-ONU と 10G-ONU の両方の ONU が接続されることを想定した 10G EPONにおいて、波長の異なる 1G 用と 10G 用の下り信号のタイムスタンプと到着時刻とを比較して、その差を速度の差で除算して求める。

以上のこと等により、未登録の ONU が自身の接続距離を推定することができる。ただし、高い精度で推定できるような測定機能を具備すると、装置コストが増大するため、ある程度の誤差を許容して、簡易な構成により実装することが現実的である。より簡易かつ、本来の分散補償のために具備される可能性の高い、波長分散量から推定する方法が、より現実的な推定方法であると

言える。

3.3.3 効果の検証

計算機シミュレーションにより、提案方式によるQoS改善効果を求めた。シミュレーションで用いた詳細のパラメータを表3.3に示す。対象システムは10G EPONとして、許容する接続距離の範囲を0–100 kmとして、MPCPディスカバリ処理を定期的に行うことを想定した。このとき、既に登録済みで上りデータを送信しているONUに着目し、定期的に開かれるディスカバリウィンドウの長さが、遅延時間およびロス無しで送信できる最大転送レートに与える影響を評価した。

PON区間を通過する際に、全てのEthernetフレームに4ByteのVLAN(Virtual LAN)タグを付与するVLAN付与モードを使用することとした。VLANタグは、優先度およびVLAN IDを格納する領域を持つ。通常のEthernetフレームにVLANタグを付与することで、Layer 2処理で優先制御や、ユーザ分離を行うことができるようになるため、多くのEPON装置は、VLANタグ付与モードを利用している。通常時の割り当て周期 T_{allo} は0.7 msとし、8台の登録済みONUの接続距離は、一律で20 kmとした。MPCPディスカバリ処理における最大のランダム待ち時間 T_{rand} は従来通り0.2 msとした。

提案手法における接続距離の取得方法として、手入力の場合と波長分散量等による推定の場合とを想定し、それぞれの許容する誤差範囲を5 kmと20 kmとした。以上の条件から、各方式におけるディスカバリウィンドウの長さを算出した。提案方式におけるディスカバリウィンドウの長さ T_{DW} は、ランダム待ち時間の長さの最大値 T_{rand} と許容する誤差を吸収するためのマージン時間 T_M の和で表される。ここで許容誤差 l とすると、 $T_M(l)$ は屈折率 n の媒質中の光速 v_n を用いて、

$$T_M(l) = l/v_n \quad (3.9)$$

で求められる。光ファイバの屈折率は約1.5なので、 $v_{1.5} = 3.0 \times 10^8 / 1.5 = 2.0 \times 10^8$ m/sとなり、 $l = 5$ kmと20 kmとでは、それぞれ、 $T_M(5km) = \frac{5 \times 10^3}{2.0 \times 10^8} = 25 \mu\text{s}$ と、 $T_M(20km) = \frac{20 \times 10^3}{2.0 \times 10^8} = 100 \mu\text{s}$ となる。提案方式によるディスカバリウィンドウの長さ $T_{DW(prop)}$ は、接続距離手入力の場合と、波長分散量から推定した場合とで、それぞれ以下の値となる。

$$T_{DW(prop)} = \begin{cases} 0.200 + 0.025 = 0.225 \text{ ms} & (\text{手入力の場合}) \\ 0.200 + 0.100 = 0.300 \text{ ms} & (\text{波長分散量から推定した場合}) \end{cases} \quad (3.10)$$

一方で、従来方式におけるディスカバリウィンドウの長さ $T_{DW(conv)}$ は、式(3.8)で与えられる。 RTT_{MAX} は100 kmのRTTとなるので、 $RTT_{MAX}(100km) = 2 \times \frac{100 \times 10^3}{2.0 \times 10^8} = 1000 \mu\text{s}$ となる。よつ

表 3.3: シミュレーション条件

MPCP ディスカバリ処理方式	提案方式	従来方式
接続距離取得方法	手入力	波長分散量より算出
接続可能距離	[km]	0 - 100
距離の誤差範囲	[km]	5
システム		10G EPON
帯域割り当て周期	[ms]	0.7
VLAN モード		付与モード
バッファ容量	[MByte]	2.000
接続 ONU 台数		8
接続距離	[km]	20
最大ランダム待ち時間	[ms]	0.200
ディスカバリウィンドウ長	[ms]	0.225
		0.300
		1.200

表 3.4: 最大遅延時間計算結果

	提案方式	従来方式
	手入力	波長分散量より推定
最大遅延時間 [ms]	1.025 (48.7% 短縮)	1.100 (45.0% 短縮)
		2.000

て、従来方式におけるディスカバリウィンドウの長さ $T_{DW(conv)}$ は、以下の値となる。

$$T_{DW(conv)} = 1.000 + 0.200 = 1.200 \text{ ms} \quad (3.11)$$

遅延時間

提案方式による MPCP ディスカバリ処理を行った際の、最大遅延時間短縮効果を評価した。100 kbps の低レートのデータを ONU に入力を行い、十分長い時間が経過したとした場合の、遅延時間が取りうる最大の値を、最大遅延時間 $T_{max_latency}$ として求めた。

ここで、遅延時間が最大となる場合のタイムチャートは図 3-15 のようになることから、遅延時間が取りうる最大値 $T_{max_latency}$ を式 (3.12) で求めた。

$$T_{max_latency} = T_{allo} + T_{DW} + \frac{RTT}{2} \quad (3.12)$$

上記により算出した遅延時間が取りうる最大値 $T_{max_latency}$ を表 3.4 に示す。提案方式のうち、手入力により接続距離を取得する方法で 48.7%、波長分散量から推定する方法で 45% の最大遅延時間短縮効果が見込めることがわかった。

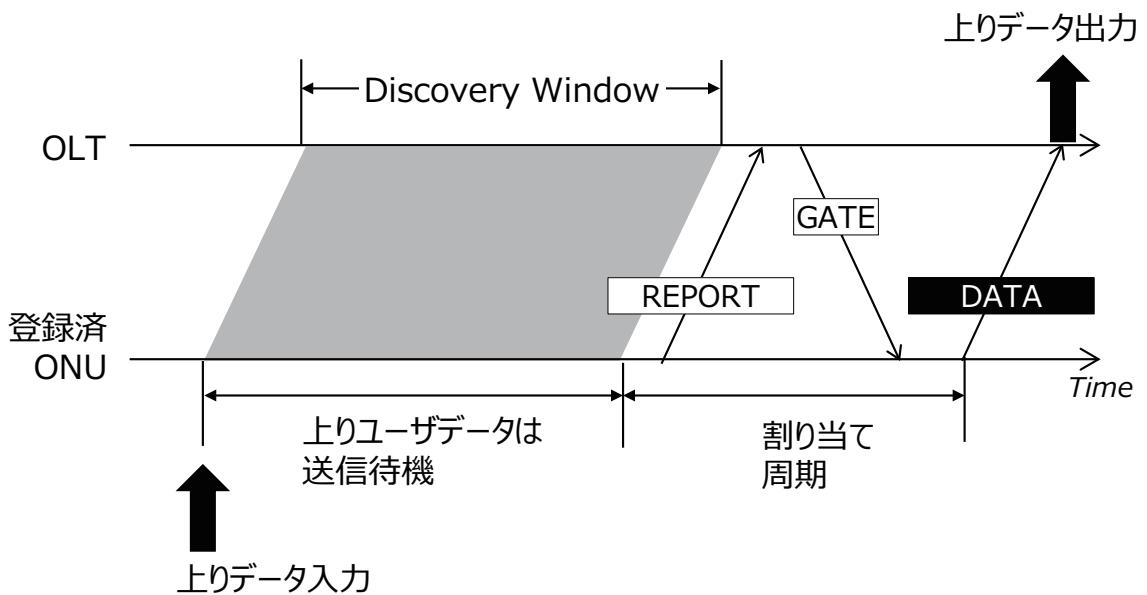


図 3-15: 遅延時間が最大となる場合のタイムチャート

ロス無し最大転送レート

次に、提案方式による MPCP ディスカバリ処理を行った際の、バッファ溢れによるフレームロスが生じない最大の転送レートの改善効果を評価した。これは、低レート側から少しづつ入力を増やしていく、フレームロスが生じない最大の入力レートを記録することで得られる性能指標である。この値が大きい程、大容量トラヒックをより高品質で伝送できる優れた通信システムであると言える。

図 3-16 に、提案方式と従来方式とを用いた際の、フレームロスが生じない最大の転送レートを示す。フレームロスが生じない最大の転送レートは、ディスカバリウィンドウの長さと入力フレーム長に依って決まる。提案方式におけるフレームロスが生じない最大の転送レートは、入力フレーム長が最大の 1518 Byte のときに、従来方式に比べて 37% 増大することがわかった。この値は ONU の接続距離の誤差が 5 km と 20 km とでは差がなく、同等の性能改善効果が見込めることがわかった。

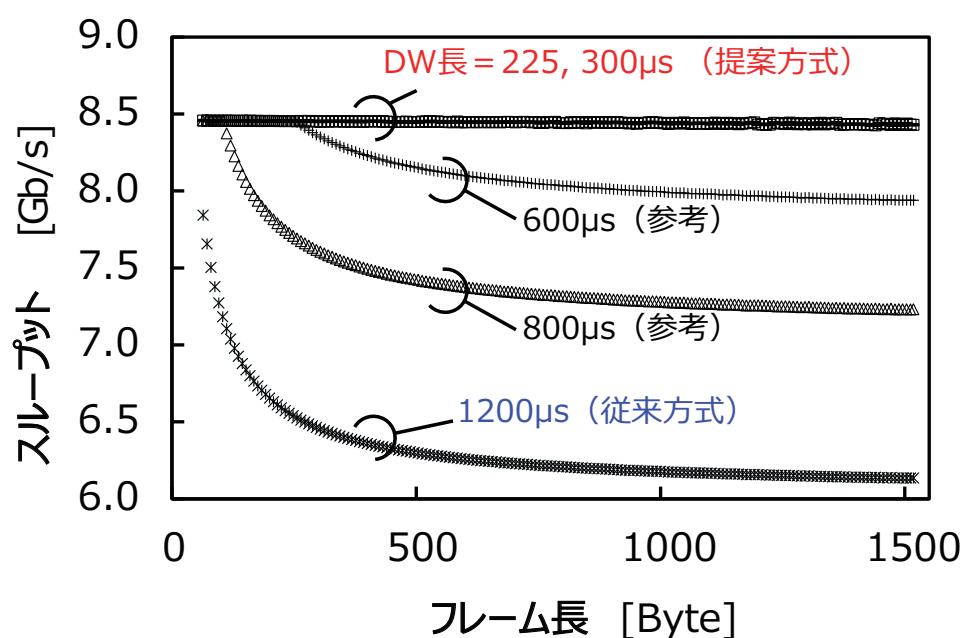


図3-16: フレームロスが生じない最大の転送レート

3.4 まとめ

EPONのユニバーサルサービス化のために重要な、経済的なカバーエリア拡大方式として、ベスト対応光増幅器を用いたEPONの長距離化を提案した。EPONの長距離化の課題として、帯域割り当てにおける割り当て周期の延長による遅延時間の増大と、MPCPディスカバリ処理におけるディスカバリウィンドウ拡大による遅延時間の増大およびフレームロスの無い最大の転送レートの低下に着目した。

前者の課題に対しては、ONUを接続距離によって近距離ONUと遠距離ONUとに分け、近距離ONUに対しては、従来と同じ割り当て周期で従来通りの割り当て方式の割り当てを行い、共存する遠距離ONUに対しては、数周期先の割り当て周期分の割り当てを、要求量の予測を基に先行して割り当てを行うことで、帯域利用効率の低下を抑えつつ、遅延時間の増大を回避するハイブリッドDBA方式を提案した。提案方式で動作する実機システムを作成して性能評価を行った。8台のONUの接続距離を0から100kmの範囲で変化させた際の遅延時間を測定する実験を行い、従来方式では、最遠のONUの接続距離が長くなるに連れて遅延時間およびその揺らぎが増大したのに対し、提案方式では、従来の近距離接続のみの時と同等の値を維持できることを明らかにした。また、8台のONUの遠距離ONUと近距離ONUとの割合を変化させた際のスループットを測定し、提案方式によるスループット低下は、遠距離ONU1台につき0.3%程度の微小な値であること、および公平性への影響は0.1%以下となることを明らかにした。

後者の課題に対しては、未登録のONUが自身のおおよその接続距離を、波長分散量などを基に推定するなどして把握し、これに基づいた調整時間を持ってからREGISTER_REQメッセージを送信することで、長距離化時にもディスカバリウィンドウの拡大を不要とする方式を提案した。

シミュレーションにより、提案方式のQoSの改善効果を評価した。0から100kmまでの範囲の接続距離を許容する場合のディスカバリウィンドウ長で定期的にMPCPディスカバリ処理を行った際の、上りユーザデータの最大遅延時間とフレームロス無しの最大の転送レートを求めた。最大遅延時間は、提案方式により従来方式に対して45%低減できることを明らかにした。またフレームロス無しの最大の転送レートは、長距離化による劣化を回避できることを示し、従来方式に対して最大37%増大できることを明らかにした。

以上の結果から、EPONの長距離化をした際にも、従来と同等のQoSを保証できることを示した。

第4章

EPONの多分岐化

4.1 背景と課題

FTTHサービスを実現するEPONを、人々の基本的な生活を支えるインフラ設備として発展させるためには、設備の低コスト化が重要である。EPONでは、多分岐化によってユーザ当たりの設備コストを低減する方法が有望である。EPONでは、接続される複数のユーザで帯域を分け合うため、分岐数が増えるとユーザ当たりの帯域は減少する。しかし、近年では、ビットレートを高速化した10G EPONが実用化へ向けて発展しており、1G EPONと同程度のサービスを10倍に多分岐化した10G EPONで提供することが理論上可能になった。実際は、統計多重効果により10倍以上の多分岐化をしても、同程度の通信品質が確保できる可能性がある^[95]。現在はまだFTTHサービスを提供する光アクセス網が敷設されておらず、これから新規に設備を敷設していく国や地域では、1ユーザ当たりの帯域を減らしても、設備コストの負担を低減することが強く求められる。

これまで、EPONでは、送信側の信号強度と、受信側の受信可能な入力強度範囲の制約から、主に32分岐以下の分岐数で使用してきた。近年では、バースト対応光増幅器の発展により、信号強度の観点での課題は克服された。本研究では、500分岐程度の多分岐化を目標とし、この時の、通信制御に関わる課題を明らかにし、これを解決する手段を提案する。

多分岐化に関わる課題として、本研究において着目したのは、MPCPディスカバリ処理において未登録ONUが多数であった場合に、従来のMPCPディスカバリ処理では、登録要求のREGISTER_REQメッセージの衝突が頻発し、処理が滞るという問題である。また、従来のDBAでは、固定の閾値以下のバッファ蓄積量と、バッファ全体の蓄積量のどちらかを割り当てる方式であったため、帯域の制御性能に限界があった。これにより、原理的に帯域のぶれが生じるが、帯域のぶれは保証

できる帯域においては無駄帯域となり、これが多分岐化により分岐数分積み上げられて、全体の保証帯域が低下する。本研究では、これらの問題に対処する多分岐化対応の MPCP ディスカバリ方式および高い制御性能を実現する帯域割り当て方式を提案する。

4.2 多分岐化対応 MPCP ディスカバリ方式

4.2.1 従来の MPCP ディスカバリ方式の多分岐化時の問題点

従来の MPCP ディスカバリ方式におけるメッセージ交換スキームを図 4-1 に示す^[48]。ここで、 RR_k は未登録の ONU k の送信した登録要求の REGISTER_REQ メッセージである。OLT は、REGISTER_REQ メッセージを送信する段階では、未登録 ONU が何台存在するかや、それらの接続距離 (RTT) を正確に把握することはできない。よって、確率的に衝突を回避するためのランダム待ち時間を設け、許容する接続距離等の関係から、REGISTER_REQ メッセージが受信される可能性のある時間帯をディスカバリ ウィンドウとして受信待機する。この方法の原理から、未登録の ONU が複数存在した場合、REGISTER_REQ メッセージ同士が衝突する可能性がある。図 4-1 では、未登録 ONU k と l の REGISTER_REQ メッセージである RR_k と RR_l とが衝突している。REGISTER_REQ メッセージ同士が衝突すると、OLT では解読できず、当該のディスカバリ ウィンドウでは MPCP ディスカバリ処理を進めることができない。この場合は、次のディスカバリ ウィンドウを待って、REGISTER_REQ メッセージの再送を行う。

EPON を多分岐化した場合、一度に登録要求を試みる未登録 ONU の数が増加する可能性がある。例えば、多数の ONU を接続した状態で、OLT を再起動する場合などは、接続されている全 ONU が同一のディスカバリ ウィンドウに REGISTER_REQ メッセージを送信する。ランダム待ち時間の長さを一定のままで、同一のディスカバリ ウィンドウに送信される REGISTER_REQ メッセージの数が増加すれば、衝突と再送が生じる確率が高まる。分岐数が 500 分岐程の多分岐となると、衝突が頻発し再送回数が増え、MPCP ディスカバリ処理が遅延する。登録が完了して通信を行えるようになるまでに掛かる時間が飛躍的に増大する可能性がある。

従来の標準化されたスキームの範囲内で、多分岐化時の MPCP ディスカバリ処理の遅延を回避するには、ランダム待ち時間の最大値を長くすればよい^[96]。これにより、衝突が生じる確率は小さくすることができるが、ランダム待ち時間の最大値を長くすると、ディスカバリ ウィンドウが長くなる。3.3 節で議論したように、ディスカバリ ウィンドウを長くすると、ユーザトラヒックの遅延時間の増大および、フレームロス無しの最大の転送レートの低下が生じる。

従来の通信品質を維持したまま、多分岐化を実現するには、ランダム待ち時間の最大値を従来

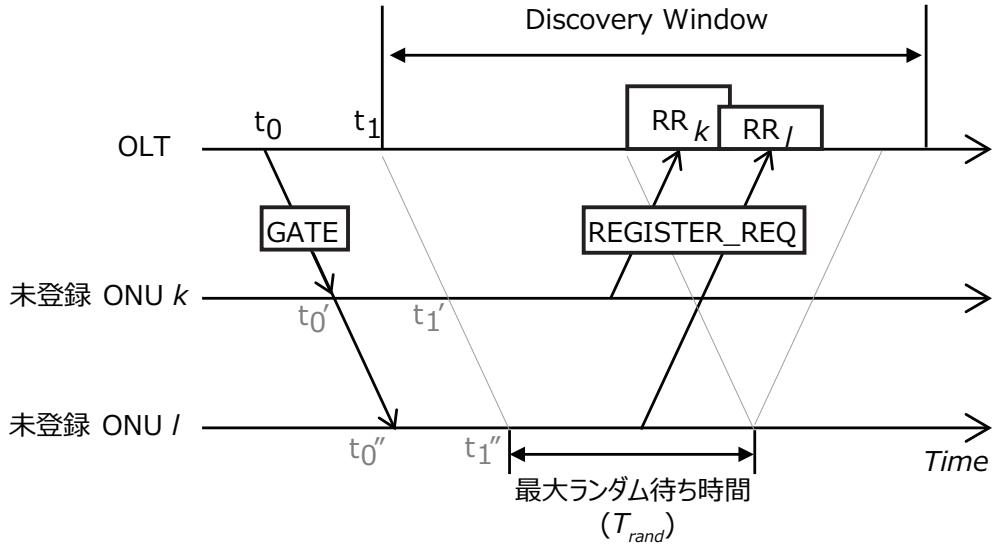


図 4-1: 従来の MPCP ディスカバリ処理におけるフレーム衝突の例

通りの長さのまま、多数の未登録 ONU からの REGISTER_REQ メッセージの衝突による処理の遅延を回避する方式が必要である。

これに対応する一方式として、著者らは、REGISTER_REQ メッセージを拡張して冗長化し、無線通信における干渉補償技術^[97]を応用して、衝突した REGISTER_REQ メッセージを復元することで、MPCP ディスカバリ処理を高速化する方式を提案した^[98]。この方式では、REGISTER_REQ メッセージは、含まれるフィールドのうち、OLT にとって未知の *SourceAddress*、*TimeStamp*、*FrameCheckSequence* のフィールドのみを抽出したフレーム長 14 Byte の最小構成の拡張 REGISTER_REQ メッセージに置き換えられる。10G EPON では、データ信号は、32 Byte のパリティと 223 Byte のペイロードからなる FEC (Forward Error Correction : 前方誤り訂正) のコードワードに格納されるため、FEC コードワードのペイロード内に、拡張 REGISTER_REQ のコピーを 15.9 個格納することで冗長化する。OLT は、受信した信号の継続時間からフレーム衝突部分を推定する。衝突部分が推定できれば、文献^[97]の干渉補償技術を応用して衝突部分を復元ことがある。図 4-2 に文献^[97]の技術の応用による衝突補償の処理手順を示す。まず、衝突部分をランダム信号で置き換えた合成信号を生成する。FEC デコードにより誤り訂正を行い、フレームの衝突部分相当部を推定する。推定した衝突部分相当部を、受信フレームの非衝突部分と合成する。合成した信号を再度 FEC デコードして誤り訂正を行う。この処理を繰り返すことで、FEC の性能を最大限引き出し、衝突フレームの復元を可能にする。OLT は、拡張 REGISTER_REQ の読み取りに成功し

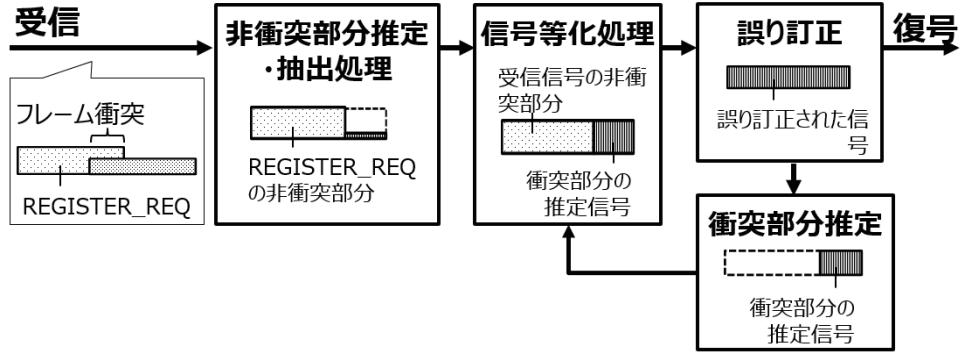


図 4-2: 誤り訂正の繰り返し処理による衝突補償処理の流れ [98]

たら、REGISTER_REQ メッセージの既知部分を補完して登録処理を進める。以上のように衝突を補償し、REGISTER_REQ の再送を回避する方式である。ただし、この方式は、特に OLT 側での衝突補償に特別な信号処理が必要となり、実装コストが嵩む可能性が高い。また、ONU 側での、拡張 REGISTER_REQ メッセージの生成のための機能追加も改造規模が大きくなる可能性がある。さらに、10G EPON の FEC エンコードを前提としているため、1G EPON への適用は難しい。

現実的に、実システムで広く利用するためには、処理の変更を簡易で最小限のものとし、10G EPON と 1G EPON とに関わらず利用可能であり、また、ONU または OLT のどちらかに追加機能が具備されていても、従来通りの動作をする装置と共存可能であることが望ましい。

4.2.2 提案方式

本研究では、OLT からのディスカバリ GATE メッセージを受信した未登録の ONU が、確率的に REGISTER_REQ メッセージの送信を控えることで、REGISTER_REQ メッセージ同士の衝突確率を低下させて、多分岐化時の MPCP ディスカバリ処理を高速化する方式を提案する。図 4-3 に提案方式における MPCP ディスカバリ処理のメッセージ交換スキームを示す。まず OLT は従来と同様に、ディスカバリ GATE メッセージを全ての未登録の ONU に対して送信する。これを受け取った未登録の ONU は、ディスカバリ GATE メッセージにより指定された時間帯に、REGISTER_REQ メッセージを送信するか、今回の MPCP ディスカバリ処理では REGISTER_REQ メッセージの送信を控えるかの判断をする。REGISTER_REQ メッセージの送信をするか、控えるかは、未登録の各 ONU が一様分布の乱数 r ($0 < r < 1$) を発生させ、この値が予め定めた値 P ($0 < P < 1$) を超えるか否かで決定する。例えば、 $r < P$ の場合には REGISTER_REQ メッセージを送信し、 $r \geq P$ の場合には送信を控えることとすれば、確率 P で REGISTER_REQ メッセージ送信する未登録 ONU

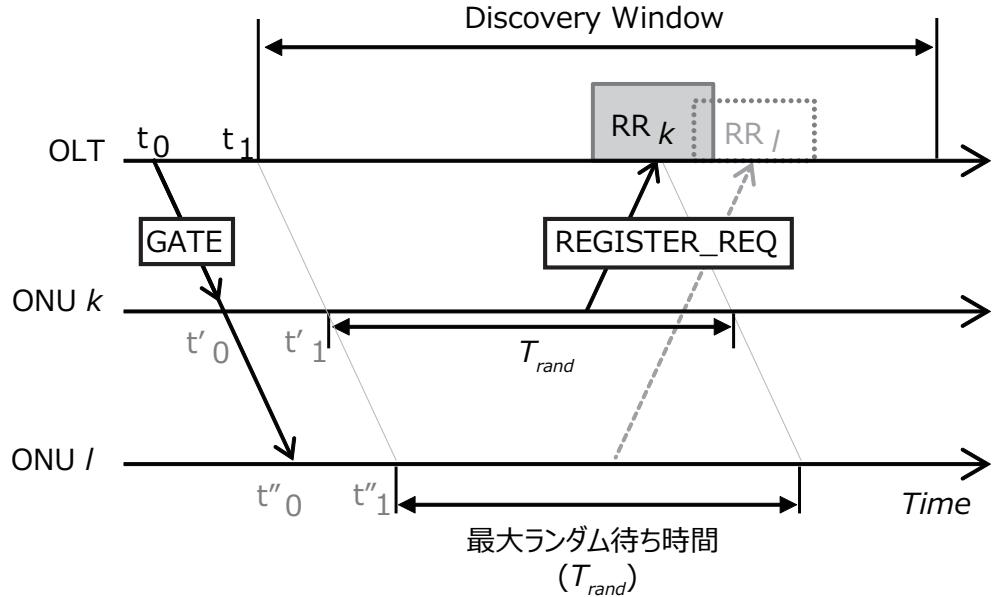


図 4-3: 提案方式における MPCP ディスカバリ処理

を実現することができる。次に、上記の送信可否の判断において、当該 MPCP ディスカバリ処理において REGISTER_REQ メッセージを送信する判断をした ONU のみが、ディスカバリ GATE によって指定された時間帯に REGISTER_REQ メッセージを送信する。送信する REGISTER_REQ メッセージは IEEE 標準準拠のものとする。図 4-3 では、ONU k は REGISTER_REQ メッセージを送信と判断したのに対して、ONU l は REGISTER_REQ メッセージの送信を控える判断をした場合の例を示している。この例では、ONU l が送信を控えたために、衝突が回避されている。ONU l は、次回以降のディスカバリ GATE を受信した機会に、同様に REGISTER_REQ メッセージの送信可否判断を行い、判断に従って REGISTER_REQ メッセージを送信する。以上の動作により、多分岐化時の REGISTER_REQ メッセージ衝突頻度を低減し、MPCP ディスカバリ処理を高速化する。

本方式では OLT への機能追加は必要なく、動作の変更点もない。ディスカバリウィンドウの長さも変更する必要はない。ONU に対して、REGISTER_REQ メッセージの送信を確率的に見送る機能を追加するのみで実現可能である。また、未登録の状態でディスカバリ GATE メッセージを受信した際に確率 1 で REGISTER_REQ メッセージを送信する従来動作の ONU が共存した場合も、両者ともエラーなく動作する。

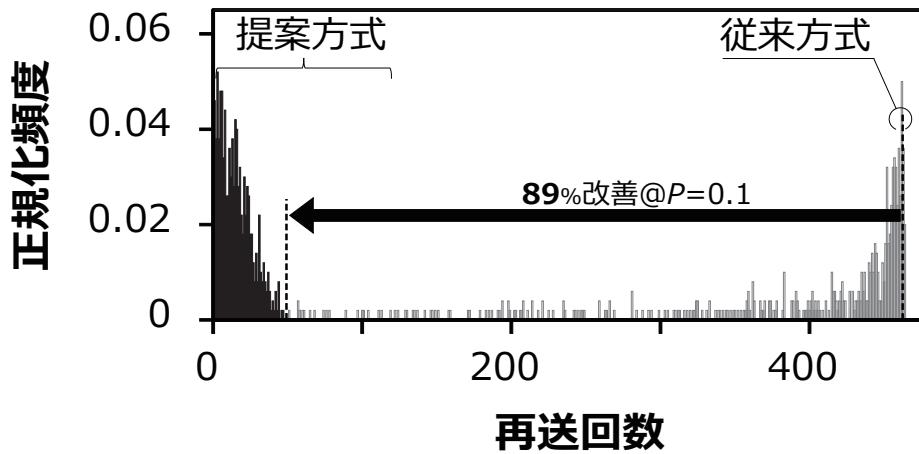
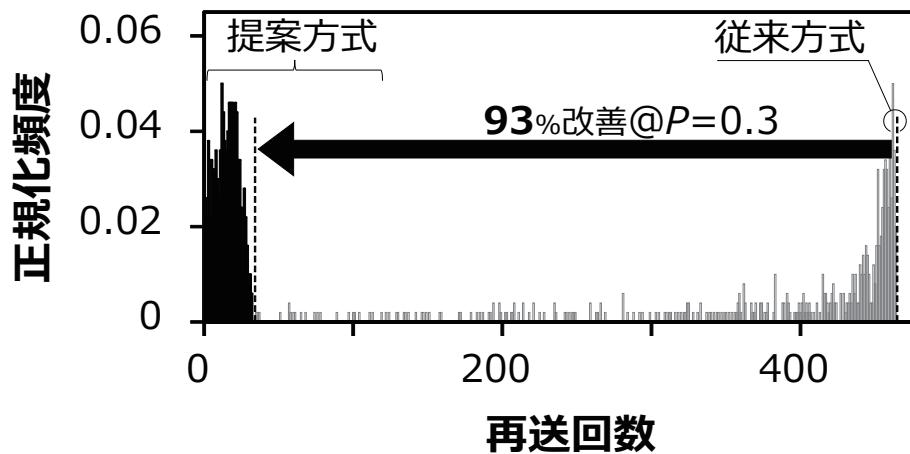
表 4.1: シミュレーション条件

	提案方式	従来方式
未登録の ONU 台数		512
ランダム待ち時間の最大値	[μ s]	50
ラインレート	[Gbps]	10
バーストオーバヘッド	[ns]	200
REGISTER_REQ メッセージ送信確率 P	0.1, 0.3, 0.7	(1)

4.2.3 効果の検証

計算機シミュレーションにより、提案方式による MPCP ディスカバリ処理高速化の効果を評価した。シミュレーション条件を表 4.1 に示す。512 台の未登録 ONU が接続された状態で、一斉に登録要求を行うことを想定し、その動作を模擬した。各 ONU は、REGISTER_REQ メッセージ同士が衝突したら、次のディスカバリウィンドウにて再送を行い、衝突せずに正常受信されたら再送をやめた。ランダム待ち時間の最大値は $50 \mu\text{s}$ とした。用いたシステムは 10G EPON とした。バーストオーバヘッドは文献^[99]により 200 ns とした。ONU の接続距離は最悪条件を想定して全て一定として評価した。従来方式における REGISTER_REQ メッセージの送信確率 P は 1 とし、提案方式では P の値を 0.1 から 0.9 まで変化させた。代表的なものとして、 $P = 0.1, 0.3, 0.7$ のときの結果を示すこととした。

図 4-4、4-5、4-6 に、シミュレーションによって得られた ONU ごとの再送回数の頻度を表すヒストグラムを示す。図 4-4、4-5、4-6 は、それぞれ、提案方式における REGISTER_REQ メッセージの送信確率 $P = 0.1, 0.3, 0.7$ としたときと、従来方式との結果の比較である。提案方式により、全 ONU が登録要求を完了するまでの再送回数が削減されていることがわかる。提案方式における REGISTER_REQ メッセージの送信確率 P は、 $P = 0.3$ の時に、全 ONU の登録要求完了までの再送回数を最も削減できることがわかった。 $P = 0.1, 0.3, 0.7$ でそれぞれ、89%、93%、75% の再送回数削減効果が見込めることが明らかになった。実際に登録要求が受理されるまでの時間は、この再送回数に MPCP ディスカバリ処理を行う周期を乗算することで得られる。MPCP ディスカバリ処理を行う周期は、0.5 から 1.5 秒程度で運用されることが多い。MPCP ディスカバリ処理を行う周期を 1 秒と仮定すると、従来方法では、登録要求が受理されるまでに最大で約 8 分掛かったのに対して、提案方式によってこれを 20 秒以下の実用に耐え得る値に抑えられることが明らかになった。また登録要求の受理までの時間を最小化する P の値は、同時に登録を要求する ONU 台数によって異なると考えられる。ただし、MPCP ディスカバリ処理は初期接続時または再起動時

図 4-4: 登録要求が受理されるまでの再送回数 ($P = 0.1$)図 4-5: 登録要求が受理されるまでの再送回数 ($P = 0.3$)

などの低頻度で行う処理であるため、処理時間を実用に耐え得る値に低減できれば、厳密に最小化する必要はない。シミュレーションにより、 P が最適値でなくともある程度の効果が期待できることがわかったため、 P を予め定めた値とする運用が可能である。 P を固定な値とすることで、従来方式で動作する ONU との共存も可能となる。

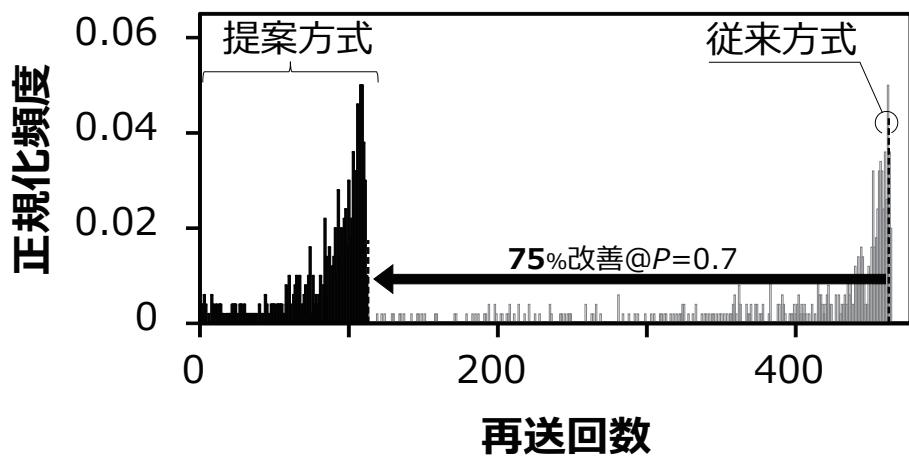


図4-6: 登録要求が受理されるまでの再送回数 ($P = 0.7$)

4.3 帯域制御性能を向上する帯域割り当て方式

4.3.1 従来の帯域割り当て方式の問題点

第2章で述べたように、従来の複数リクエスト方式^[75]による帯域割り当てでは、各ONUは、固定の閾値以下の最大のフレーム端までのバッファ蓄積量と、全バッファ蓄積量の2つの送信要求量を通知し、OLTは、割り当て周期ごとに、2つの送信要求量のうちのどちらか一方を割り当てる。OLTは、この大小2種類の要求量に対応した割り当てを行う頻度を調節することによって、ONUごとの平均帯域を所望の値に近づける制御を行う。この制御方式は、簡易に実装可能であり、高い帯域利用効率を実現できるため、広く利用されている。ただし、この方式は原理的に短い時間範囲で観測したときの帯域の振れ幅が大きい。以下では、帯域の振れ幅の保証帯域への影響について説明する。

図4-7は、時刻0sから制御し始めた帯域が目標値に収束していく様子の一例を示している。通信サービス事業者が、保証帯域として提供可能な帯域は、帯域の振れ幅の下側の包絡線を用いて決定される。図4-7では、例として、帯域を観測する時間を25msまたは50ms間とした際の保証帯域を示している。このONUが十分長い時間で観測したときに、平均的に占有する帯域に対して保証できる帯域は、帯域の振れ幅の分だけ小さい値となる。帯域の振れはONUごとに生じるため、多分岐化によりONUの数が増加すると、全体としてその影響が大きくなる。よって、特に多分岐化を行う場合は、より帯域制御性能が高い割り当て方式により、帯域を早く目標値に近づけることが重要である。

4.3.2 動的 requirement 閾値を用いた帯域割り当て方式

本研究では、各ONUが要求量を算出するために用いる要求量の閾値を逐次更新することで、帯域制御性能を向上する方式を提案する。図4-8に、ONUの上りバッファにおける送信要求量の算出方法を示す。ONUは、従来通り閾値以下の最大のフレーム端までのバッファ蓄積量と、全バッファ蓄積量をOLTに通知する。従来方式では、この閾値の値は予め定めた固定値としたが、提案方式では、閾値 Th を動的に変化させる。

閾値 Th の算出方法を以下に説明する。本提案では、PID(Proportional-Integral-Derivative)制御によって閾値 Th を求める。PID制御は、制御量の実効値と目標値との差分(エラー量)を基に行うフィードバック制御である^[100,101]。本研究では、制御量はONUごとの帯域である。帯域の目標値は他の接続ONUの送信要求状況によって変わるために、OLTが算出する。よってこの目標値を用いて、算出する要求量の閾値もOLTが算出することとする。

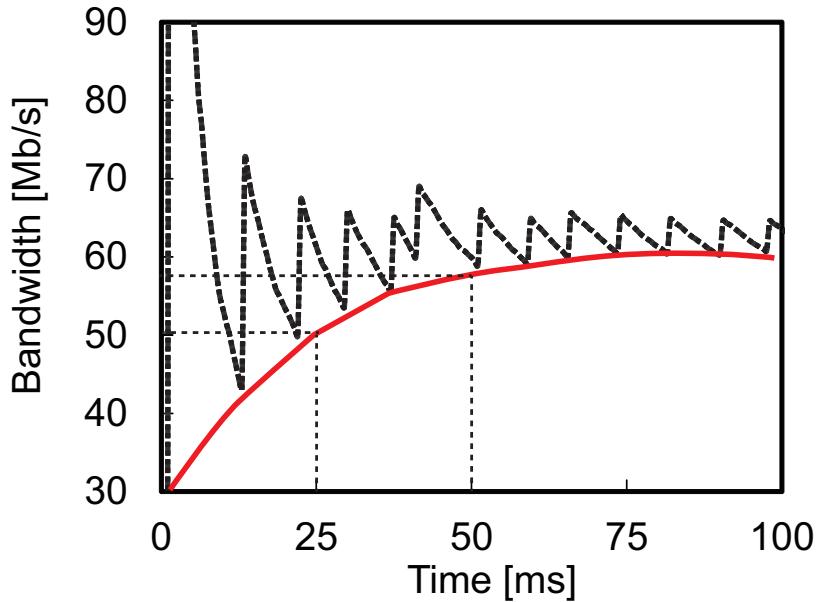


図 4-7: 帯域制御性能と保証帯域

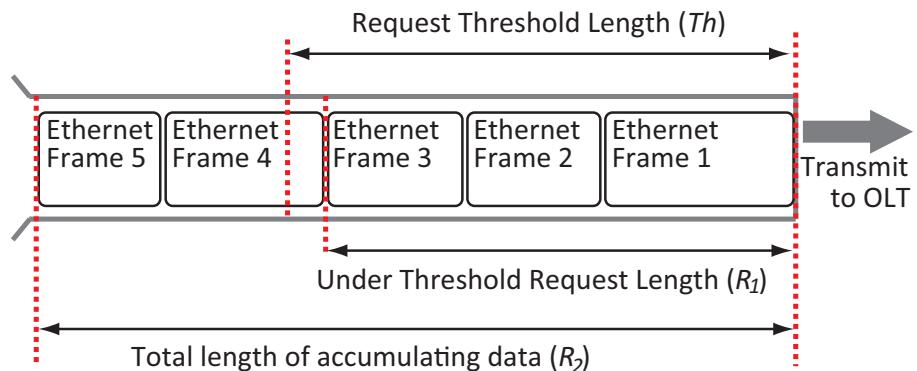


図 4-8: ONU の上りバッファ蓄積量と送信要求量の関係

OLT は、まず、ONU m の割り当て帯域の目標値を式(4.1)により算出する。

$$B_{tar}(m) = \frac{w_m \times B_{tot}}{\sum_{k=1}^{N^{act}} w_k} \quad (4.1)$$

ここで、 m 、 k は、ONU の識別子とし、 N^{act} は、アクティブな接続 ONU 数である。 w_k は、SLA (Service Level Agreement) によって決まる ONU k の重み付けである。 B_{tot} は、全体の割り当て可能な帯域である。OLT は ONU m の実スループット $B_{alo}(m)$ を監視する。次に、OLT は、帯域割

り割り当て周期 i における実スループットと目標値の差分であるエラー量 $e[i]$ を式(4.2)により求める。

$$e[i] = B_{tar}(m)[i] - B_{alo}(m)[i] \quad (4.2)$$

このエラー量を基に、式(4.3)により、要求量の閾値を求める。

$$Th[i] = P \times e[i] + I \times \sum_{j=0}^i e[j] + D \times (e[i] - e[i-1]) \quad (4.3)$$

ここで、 P 、 I 、 D は、それぞれ比例項、積分項、微分項の係数を表す定数である。各値は、予め経験的に求めておく。以上的方法によって、要求量の閾値を、割り当て帯域を目標値に対して近づけるために適した値として求めることができる。

OLT は要求量の閾値 Th を算出した後、この値を ONU に通知する。要求量の閾値の通知は、GATE メッセージを拡張した拡張 GATE メッセージを用いる。提案する拡張 GATE メッセージのフレーム構成を図 4-9 に示す。通常の GATE メッセージで使用されていなかった Pad/Reserved 領域の一部を “Request Threshold Length” 領域として使用する。従来から、GATE メッセージは帯域割り当て周期ごとに OLT から ONU に送信されており、またフレーム長を変えることなく要求量の閾値の情報を追加できるので、帯域利用効率への影響がない。

4.3.3 帯域制御性能の評価指標

本研究では、帯域制御性能の評価指標として、式(4.4)に依って求める振幅率 R_t を用いた。

$$R_t = V_t / B_{tar} \quad (4.4)$$

ここで、 V_t は制御開始から t [s] 後の帯域の累積平均値の振れ幅を表す。 V_t が小さいほど振幅率 R_t は小さくなる。 R_t (または V_t) が小さいほど、帯域制御性能がよいと言える。

4.3.4 数値計算による効果の見積もり

提案方式の評価として、割り当て開始から十分な時間が経過した状態における帯域の振れ幅を、数値計算により概算した。複数の ONU が過負荷状態で、上りデータを送信していることとした。フレーム長は一様分布とした。フレーム長の平均値は、式(4.5)で与えられる。

$$f_{ave} = (f_{max} + f_{min})/2 \quad (4.5)$$

ここで、 f_{max} と f_{min} は、フレーム長の最大値と最小値である。

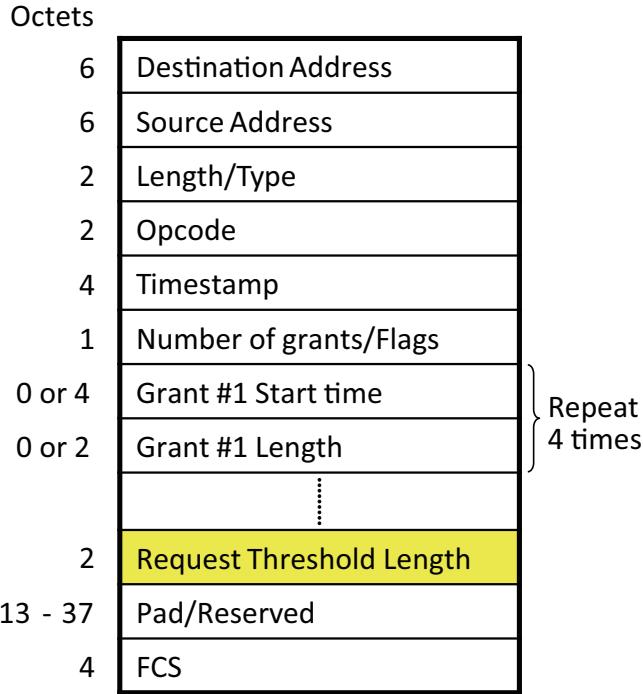


図 4-9: 拡張 GATE メッセージのフォーマット

従来方式の割り当て量は、閾値以下の要求量 R_1 に対応する割り当て量と、全バッファ蓄積量 R_2 に対応する割り当て量のどちらかの値である。 R_1 に対応する割り当て量の平均値 A_1 は、式 (4.6) で与えられる。

$$A_1 = R_1^{ave} = Th_{con} - f_{ave} \quad (4.6)$$

ここで、 Th_{con} は従来の固定の要求量閾値である。過負荷状態では、帯域が逼迫していることから、全バッファ蓄積量 R_2 に対応する割り当て量は、 R_2 と一致した値とすることは難しく、閾値以下の要求量 R_1 に対応する割り当て量を全 ONU に対して割り当てた後の、残りスロット全てが割り当てられる。よって、要求量 R_2 に対応する割り当て量の平均値 A_2 は式 (4.7) で求められる。

$$A_2 = S - A_1(N - 1), \quad (4.7)$$

ここで、 S は割り当て周期 1 周期で割り当て可能な帯域、 N は ONU 台数を表す。従来方式における帯域の振れ幅 V_t^{con} は式 (4.8) となる。

$$V_t^{con} = (A_2 - A_1) \quad (4.8)$$

一方、提案方式では、定常状態においては閾値の変化はほとんどない。帯域の振れ幅は、フレー

表 4.2: PID 制御による帯域割り当てシミュレーション条件

	Conventional	Proposal
Number of ONUs	16	
Allocation Cycle Length	$500 \mu\text{s}$	
Input Frame Length	64 to 1518 Byte (Uniformly Distributed)	
Request Threshold	1518 Byte	Varies
SLA weight	1	

ム長の変化によるもののみとなる。よって、提案方式における帯域の振れ幅 V_t^{pro} は式(4.9)で表される。

$$V_t^{pro} = (f_{max} - f_{min}) \quad (4.9)$$

振幅率の比を式(4.10)により求める。

$$\frac{R_t^{pro}}{R_t^{con}} = \frac{V_t^{pro}}{V_t^{con}}, \quad (4.10)$$

ここで、 R_t^{pro} は提案方式の振幅率、 R_t^{con} は従来方式の振幅率である。たとえば、 $N = 16$ 、 $f_{min} = 64$ Byte、 $f_{max} = 1518$ Byte、 $S = 62500$ Byte、 $Th = 1518$ Byteとしたとき、振幅率の比 R_t^{pro}/R_t^{con} は約 1/30 であった。

4.3.5 帯域割り当てシミュレーション

帯域割り当てシミュレーションにより、提案方式の性能を評価した。表 4.2 に、シミュレーション条件を示す。接続 ONU 数を 16 とし、帯域割り当て周期は $500 \mu\text{s}$ とした。入力フレーム長は 64 から 1518 Byte の一様分布とした。要求量の閾値は従来方式では 1518 Byte で固定とし、提案方式では毎割り当て周期に要求量の閾値を更新した。重み付けは行わず、全 ONU が同じ目標帯域へ収束するよう制御した。

図 4-10 および 4-11 に、帯域割り当てシミュレーションによって得られた割り当て帯域の目標値への収束の様子を示す。図 4-10 は、従来方式を用いた帯域割り当ての場合の接続された全 ONU 16 台の結果である。図 4-11 は、提案方式を用いた帯域割り当ての場合の接続された全 ONU 16 台の結果である。時刻 0 に帯域制御を開始した際の累積平均値である。両者とも 16 台全ての ONU が、割り当て帯域の目標値である 62.5 Mbps に収束していることがわかる。

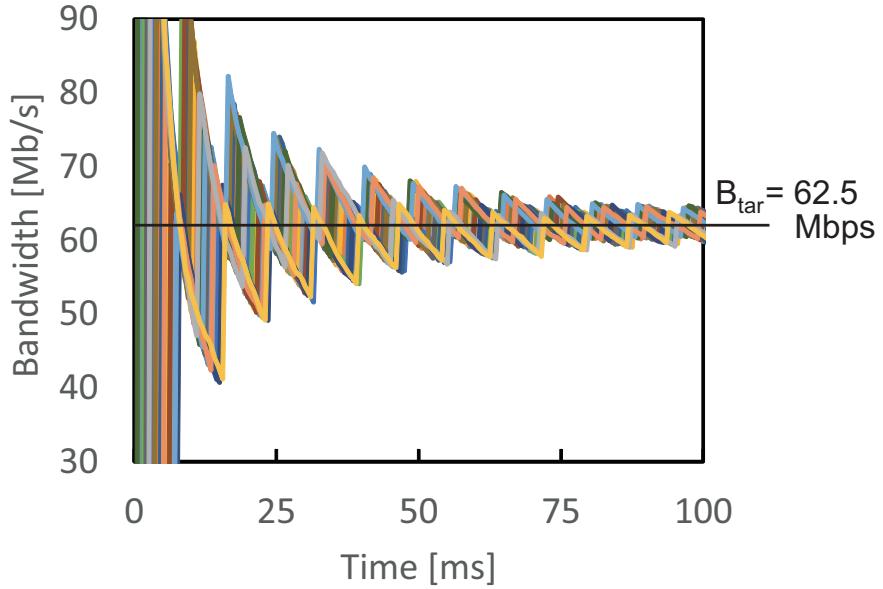


図 4-10: 従来方式による割り当て帯域累積平均値の推移 (16 ONUs)

図 4-12 は、従来方式と提案方式の 1 台の ONU の割り当て帯域を抜き出して比較したものである。破線が従来方式、実線が提案方式によるものである。提案方式による帯域制御の方が、小さい帯域の振れ幅で帯域を目標値に収束できていることがわかる。時刻 50 ms における振幅率は、従来方式で $R_{50ms}^{con} = 10\%$ であったのに対して、提案方式では $R_{50ms}^{pro} = 0.4\%$ となった。この値の比は $R_{50ms}^{pro}/R_{50ms}^{con} = 1/25$ となり、前項の概算値と近い値となった。50ms 時点を基準とした場合、通信サービス事業者が保証帯域とできる帯域 B_{50ms}^A は、式 (4.11) で与えられる。

$$B_{50ms}^A = B_{tar} \times (1 - R_{50ms}/2), \quad (4.11)$$

ここで、 B_{tar} は帯域の目標値である。このシミュレーション条件では、提案方式によって保証帯域を 4.8% 改善できることがわかった。

以上は、提案方式によって、毎割り当て周期に要求量の閾値を更新することで制御性能を最大限高め、事業者が保証できる帯域を増大できることを示した。実際にこの方式を利用する際は、計算負荷の低減のため、毎割り当て周期に要求量閾値を更新するのではなく、一定の間隔を開けて更新することが考えられる。更新間隔が長くなると、制御性能は低下することが予想されるが、事業者はその影響の大きさを予め把握して、所望の振幅率を達成するための要求量閾値更新間隔を決定することが望ましい。本研究では、要求量閾値の更新間隔を変化させた際の、帯域制御性能

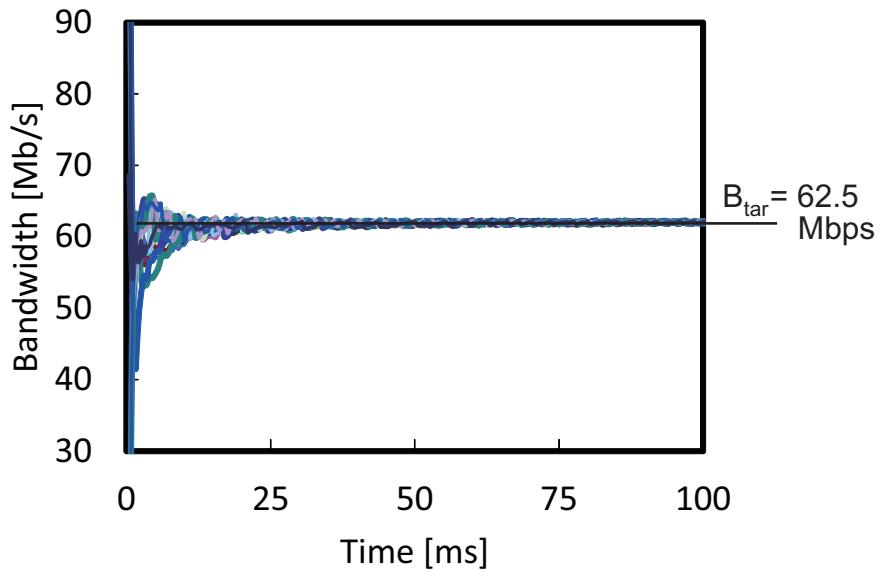


図 4-11: 提案方式による割り当て帯域累積平均値の推移 (16 ONUs)

への影響をシミュレーションにより求めた。上記と同等の割り当てシミュレーションを、提案方式の閾値更新間隔のみを変化させて実行した際の帯域の振れ幅 V_t を求めた。

図 4-13 に 50 ms 間に閾値を更新する頻度と、時刻 50 ms の帯域の振れ幅 V_{50ms} を示す。頻度が高いほど、帯域の振れ幅は小さくなつた。サービス事業者は、この結果をガイドラインとして更新間隔を決定すればよい。

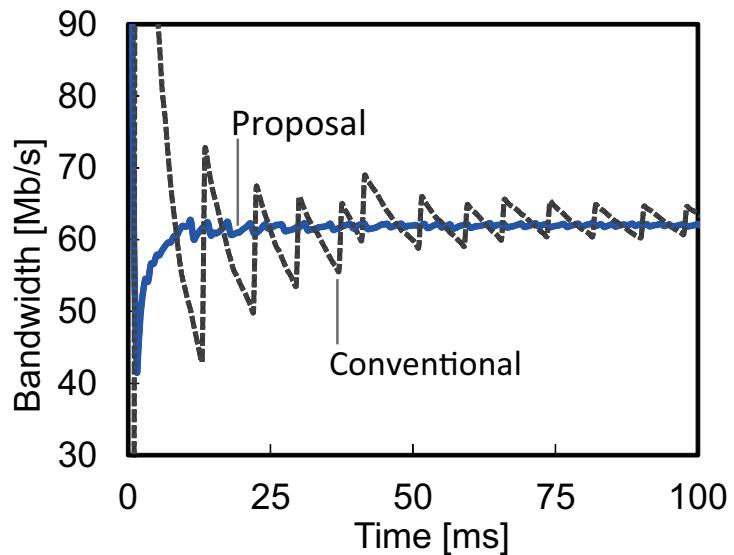


図4-12: 従来方式と提案方式による割り当て帯域累積平均値の推移の比較（ONU 1）

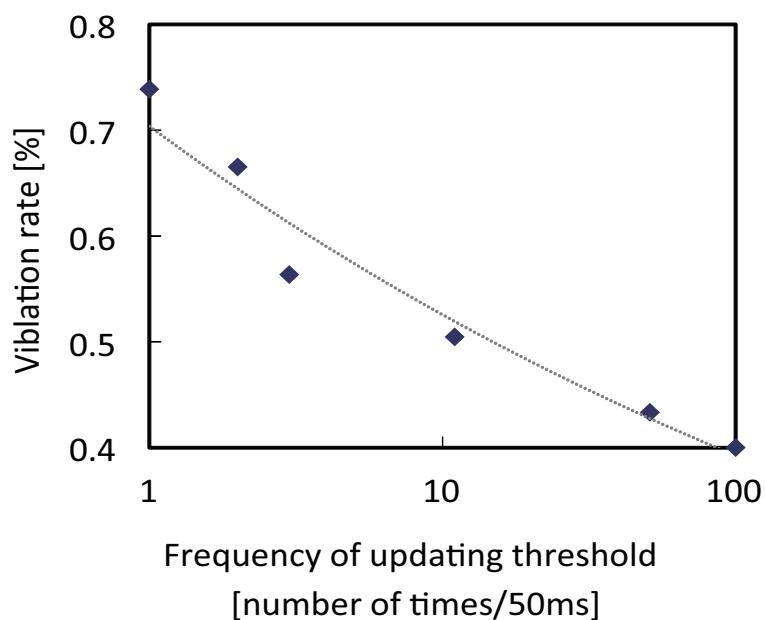


図4-13: 提案方式における振幅率と50 ms中の要求量閾値更新頻度の関係

4.4 多分岐化EPONの研究のまとめ

EPONのユーザ当たりの設備コスト負担を低減する方法として、EPONの多分岐化を提案した。EPONの多分岐化の課題として、MPCPディスカバリ処理におけるREGISTER_REQメッセージの衝突が頻発することによる登録処理の遅延と、帯域の振幅分が大きい場合に生じる保証帯域の減少に着目した。

前者の課題に対しては、未登録ONUがディスカバリGATE受信時に、REGISTER_REQメッセージの送信を一定の確率で見送ることで、REGISTER_REQメッセージ同士の衝突確率を低減し、結果として全体のREGISTER_REQメッセージが正常に受理されるまでの時間を短縮する、新たなMPCPディスカバリ処理方式を提案した。512台のONUが一斉に登録要求を行うシミュレーションを行い、提案方式により、従来方式よりも最大93%早い時間で全ONUの登録要求が完了できることを明らかにした。

後者の課題に対しては、OLTが割り当て帯域の目標値と実効帯域との差分を基に、PID制御により要求量の閾値を算出し、拡張GATEメッセージによりONUに通知し、ONUがこの要求量閾値を用いて送信要求量を算出することで、割り当て帯域の制御性能を向上する方式を提案した。16台のONUに帯域を割り当てるシミュレーションを行い、制御開始から50ms時点における振幅率を、1/25ほどに低減できることを明らかにした。この値が、数値計算による概算値に近いことを確認した。また、提案方式で帯域を割り当てることで、サービス事業者が保証することができる帯域を、ONU当たり4.8%増加できることを明らかにした。さらに、閾値の更新頻度を変化させた場合のシミュレーション結果から、閾値更新頻度と振幅率との関係を明らかにした。

以上の結果から、EPONを多分岐化した際にも、登録処理の遅延がなく、また、無駄帯域の少ない効率的なサービス提供ができることがわかった。

第 5 章

EPON のオープン化

5.1 背景と課題

5.1.1 EPON ONU のオープン化

現在の EPON を用いた FTTH サービスでは、ユーザがサービスに加入すると、サービス事業者が用意した ONU をユーザ宅などに設置する作業を行い、サービス利用が可能となる。ここで使用される ONU は、サービス事業者独自の仕様によって動作する専用のものであり、異なる事業者の運用する OLT に接続しても正常に動作しない。これは、EPON の基本仕様は標準化が成されているが、一部で標準化されていない部分または、標準化されているが、異なる動作をするオプションが規定されている部分があるために生じる事象である。

ONU の設備コストを低減していくためには、ONU の種類を問わず使用可能であることが望ましい。これが ONU のオープン化である。ONU のオープン化が実現すれば、ユーザは無線 LAN ルータなどと同様に、地域の家電量販店や通信販売などで ONU を購入して、これを接続すれば FTTH サービスを利用できるようになる。引越しの際に ONU を事業者に返却して、再度借り直す必要はなく、購入した ONU を引き続き使用できる。ONU の調達範囲が飛躍的に拡大し、価格競争により価格が下がったり、機能を絞った廉価版 ONU が販売されるようになれば、ユーザが負担する設備コストの低減が期待できる。また、ユーザはそれぞれのニーズや接続条件に応じて、自身の責任で自由に ONU を選択できるようになる。例えば、事業者の設備ビルから 2 km 以内のユーザは、OLT からの距離 2 km 以下の使用に特化した ONU を選択することができる。この極近距離用の ONU はレーザ出力を抑えた低出力 ONU で、通常の ONU よりも省電力且つ低価格を実現できる可能性がある。また、事業者の設備ビルから距離が離れた場所のユーザで、高品質サービスを望

むユーザは、波長の広がりの少ない高価なレーザを具備したONUを選択することができるようになる。サービス事業者としては、ONUの管理や出張設置、返却対応などのオペレーションコストの低減が見込める。以上のように、ONUのオープン化はFTTHサービスの更なる発展のために取り組むべき課題であると言える。

5.1.2 EPONの標準規格

EPONは、伝送レート1Gbpsの1G EPONおよび伝送レート10Gbpsの10G EPONの標準化がIEEE 802.3で完了している^[48]。ただし、この標準規格はEPONシステムとしての相互接続を目的としたものではなく、特に帯域利用効率や遅延時間に大きな影響を与える帯域割り当て方式や、これを実現する詳細の動作については標準の対象外となっている。よって、製造するメーカやこれを運用するサービス事業者ごとに仕様が異なる。異なるメーカ製のONUやOLT、または使用する事業者が異なるONUやOLTは、仕様の相違により相互に接続したときに性能が劣化する。2014年には、システムレベルの相互運用性を確保することを目的とした標準化(IEEE 1904.1)が完了した^[49, 50]。しかし、この標準規格は異なる3種類のPackageと呼ばれる仕様に分割されており、異なるPackage同士の相互接続は考慮されておらず、帯域割り当てに関する仕様もPackageごとに異なる。

本研究では、IEEE 1904.1の異なるPackageの機器や、既に生産されているIEEE 802.3準拠の機器のうちIEEE 1904.1に準拠しない機器を接続しても、性能が低下しないで帯域割り当てを行う方式を提案する。

5.2 ONUオープン化対応帯域割り当て方式

5.2.1 従来のONUにおける帯域割り当て動作の相違点

帯域割り当てに関する動作において、問題となるONU間の仕様の相違点について説明する。前述のように、ONUからOLTへの上りデータの送信要求にはREPORTメッセージを用いる。IEEE 802.3で規定されているREPORTメッセージのフォーマットを図5-1に示す。REPORTメッセージは、単数または複数のQueue Setの中に単数または複数のQueue Reportのフィールドを持つ。各Queue ReportはONUバッファの各優先Queueに対応する。ONUはこのフィールドに上りのバッファ蓄積量を送信要求量として記載してOLTに通知する^[48]。

IEEE 802.3では、“Queue ReportにはONUの上りバッファ蓄積量を記載する”ということのみを規定している。これにより、現状ではREPORT内の上りバッファ蓄積量の表現方法(REPORT

	Octets
Destination Address	6
Source Address	6
Length/Type = 88-08	2
Opcode = 0x0003	2
Timestamp	4
Number of queue sets	1
Report bitmap	1
Queue #0 Report	0/2
Queue #1 Report	0/2
Queue #2 Report	0/2
Queue #3 Report	0/2
Queue #4 Report	0/2
Queue #5 Report	0/2
Queue #6 Report	0/2
Queue #7 Report	0/2
Pad/Reserved	0-39
FCS	4

↑ Number of queue sets の
 数だけ繰返し

図5-1: REPORTメッセージフォーマット

表現) が異なる複数種類のONUが存在している。OLTはREPORTメッセージの上りバッファ蓄積量の表現方法を解釈して、これを基にONUからの送信要求量を算出して、帯域割り当てを行う。この解釈が正しければ、OLTは効率的に帯域割り当てを行うことができる。以降は、これを“REPORT解釈”と呼ぶこととする。REPORT表現およびREPORT解釈は、以下のパラメータごとに分類できると考えられる。

パラメータI: Queue Set起算点

各QueueSetに記載の送信要求量の起算点がQueueの先頭(Buffer head)か、前QueueSetの終端(Edge of previous QS)か

パラメータII: Queue Set順序

QSのREPORTへの配置がバッファの先頭から(Ascending)かバッファの終わりから(Descending)か

パラメータIII: 既割り当て分

QRは既割り当て分を含む(Included)か否(Not included)か

以降は図を用いて各パラメータにおけるONU動作を説明する。また簡単のため、トラヒックは単一優先度のみを扱う場合を想定して説明するが、複数優先度のトラヒックを扱う場合は、当該のQueue Setに含まれるQueue Reportの合計値をQueue Setの要求量の値として扱えばよい。

図5-2にパラメータI: Queue Set起算点でONUが取り得る値を示す。パラメータIが“Buffer head”的ONUは、全Queue Setがバッファの先頭を起算点に要求量を算出する。これに対し、“Edge of previous QS”的ONUは隣接するQueue Setの終端を起算点に要求量を算出する。

図5-3にパラメータII: Queue Set順序でONUが取り得る値を示す。パラメータIIが“Ascending”的ONUは、バッファの先頭側から昇順にQueue Setを探査する。これに対し、“Descending”的ONUは、バッファの先頭側から降順にQueue Setを探査する。

図5-4にパラメータIII: 既割り当て分でONUが取り得る値を示す。パラメータIIIが“Included”的ONUは、既に送信のための帯域割り当てが成されているが、まだ送信タイミングがきていないためにバッファに蓄積している既割り当て分のバッファ蓄積量を、次のREPORTメッセージに記載する。これに対し、“Not included”的ONUは、既割り当て分のバッファ蓄積量を、次のREPORTメッセージに記載しない。既割り当て分のバッファ蓄積量を、除外したバッファ蓄積量のみを、次のREPORTメッセージに記載する

これらの組合せの例を図5-5に示す。REPORT表現が異なるONUでは、同じバッファ蓄積状態を表現する場合でも、各Queue Setに記載する数値が異なる。そのため、ONUのREPORT表現とOLTのREPORT解釈が異なると、送信要求量と割り当て量とが一致せずに帯域利用効率が低下する。

多様なONUのREPORT表現をOLTが正しく解釈する方法として、田中らはOLT-ONU間でネゴシエーションする方式を提案した^[102]。しかし、この方式ではONU側の機能追加を必要とする。このため、既に生産されて流通しているONUや、ネゴシエーション非対応のONUは利用できない。ONUのオープン化を真に実現するには、ONU側の機能追加無しに実現可能な方式が必要である。

5.2.2 異なるREPORT表現のONUを収容するDiversity DBAの提案

本研究では、ONUへの機能追加を必要とせずに、異なるREPORT表現のONUを接続した際に、OLTが独自に、それぞれのONUに対応して正しいREPORT解釈をして、効率よく帯域割り当てをする方式を提案する。このような多様なREPORT表現のONUに対応する帯域割り当て方式を、Diversity DBAと名付けることとする。Diversity DBAは、(1) ONUごとのREPORT表現を判別する処理と、(2) 判別結果に基づき各ONUのREPORT表現を自身のREPORT解釈に変

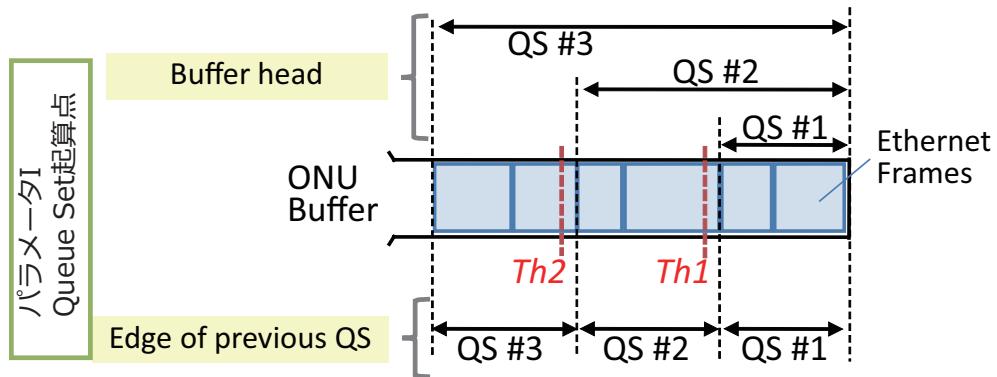


図 5-2: パラメータ I の異なる ONU の Queue Set

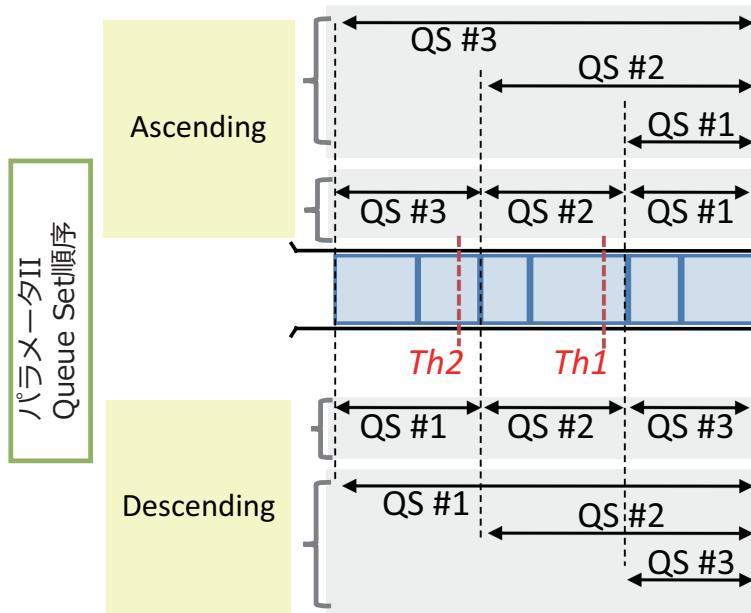


図 5-3: パラメータ II の異なる ONU の Queue Set

換して割り当てる処理とを含む。以下にそれぞれの処理について説明する。

REPORT 表現判別処理

OLT は、ONU の REPORT 表現を、以下の 3 つの鍵情報を基に推定する。

- (1) REPORT メッセージ内の要求量 (Queue Set ごとの Queue Report 合計値)
- (2) OLT によって割り当てた帯域割り当て量

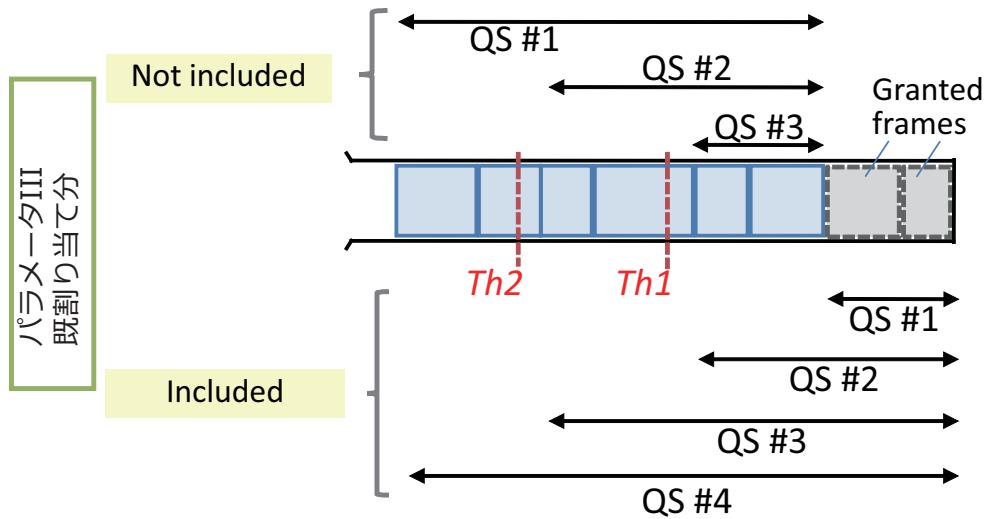


図 5-4: パラメータ III の異なる ONU の Queue Set

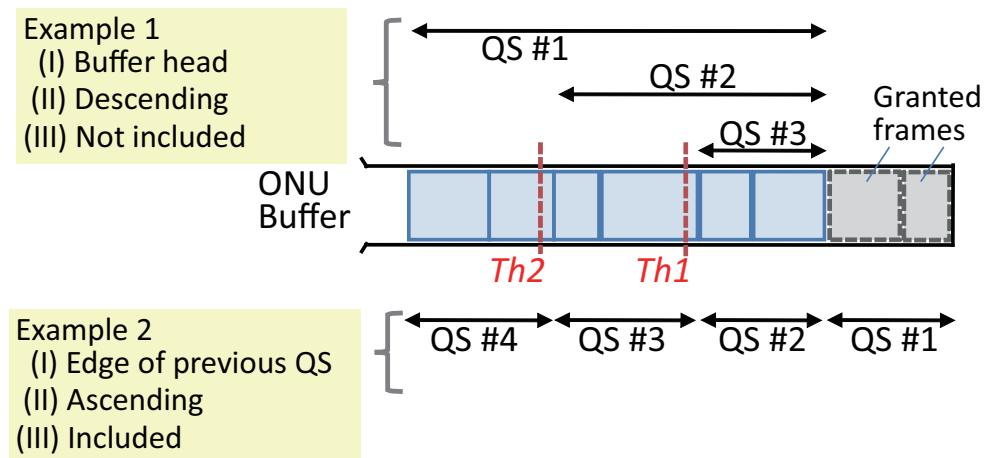


図 5-5: 各パラメータの組合せの異なる ONU の例

(3) ONU からの実際の上り受信データ量

これらの情報は、従来より OLT が独自に収集できる情報である。OLT は、ONU ごとにこれらの情報を後述する判別条件に代入して REPORT 表現を判別する。OLT は、ONU ごとに各パラメータの推定値とその値が確定判別済みか否かをテーブルに保持する。判別処理は ONU ごとに独立して行い、確定的な判別が完了するまで以下の STEP に従い、割り当て周期ごとに繰り返し行う。

STEP 1: OLT は、当該 ONU についての判別処理が全て確定判別済みか否かを判断し、確定判別

済みであれば判別処理を終了する。確定判別済みでないパラメータがある場合は、STEP 2 に進む。

STEP 2: パラメータ I : Queue Set 起算点が確定判別済みでなければ、判別を試みてから STEP 3 に進む。確定判別済みであれば判別をスキップして STEP 3 に進む。

STEP 3: パラメータ II : Queue Set 順序が確定判別済みでなければ、判別を試みてから STEP 4 に進む。確定判別済みであれば判別をスキップして STEP 4 に進む。

STEP 4: パラメータ III : 既割り当て分が確定判別済みでなければ、判別を試みてから STEP 1 に戻る。確定判別済みであれば判別をスキップして STEP 1 に戻る。

STEP 2において、OLTは表 5.1 の判別条件に鍵情報を代入することで、パラメータ I : Queue Set 起算点を推定する。ここで、 j および k は Queue Set 番号を示す。 $QS(i)$ は Queue Set # i を示す。 M は最大の Queue Set 数である。 C は正の実数の定数である。 pQS は前周期の Queue Set の値を示し、 pG は、前周期に割り当てた帯域である。 Tx は ONUからの実受信量を示す。 $Th1$ は最小の閾値である。

条件 1 は、 $QS(1)$ と $QS(2)$ が両者とも正の値であり、かつそれらの和 $QS(1) + QS(2)$ が閾値 $Th1$ より小さいという条件である。この条件は、QS 起算点が “Edge of previous QS” のときは起きえない。QS 起算点が “Edge of previous QS” の場合に、複数の Queue Set の値が正であるということは、要求量の合計は少なくとも最小の閾値を超えているはずである。このため、条件 1 が満たされれば即ち QS 起算点が “Buffer head” と確定的に判別 (definit) できる。

条件 1 は QS 順序が昇順の場合の条件であったのに対し、条件 2 は同様の条件であるが、QS 順序が降順の場合の判別条件である。

条件 3 は $QS(k)$ が正の値であり、かつ $QS(k)$ 以外の 1 つ以上の $QS(j)$ がゼロとなる条件である。QS 起算点が “Buffer head” の場合に、1 つの Queue Set の値が正であれば、全 Queue Set に何らかの正の値が入る。このため、条件 3 が満たされれば、QS 起算点が “Edge of previous QS” と判別できる。

条件 4、5 は、隣り合う Queue Set 同士の大小関係が、昇順、または降順に進むにつれて逆転することがあるということを示している。QS 起算点が “Buffer head” であれば、隣り合う Queue Set 同士の大小関係は、昇順または降順に進んだとしても逆転することはない。このため、条件 4、5 が満たされれば、QS 起算点が “Buffer head” でないことが確定する。

条件6、7は、前の割り当て周期における隣り合うQueue Set同士の大小関係が、次の割り当て周期において逆転することがあるということを示している。条件4、5と同様に、QS起算点が“Buffer head”であれば起きえない条件であり、これが満たされることでQS起算点が“Edge of previous QS”であると確定的に判別できる。

条件8、9は、隣り合うQueue Set同士の大小関係が、全組み合わせにおいて変わらないということを表している。QS起算点が“Buffer head”であれば必ず成り立つ条件であるが、QS起算点が“Edge of previous QS”であっても起きうる条件であるので、この条件が満たされた場合は、QS起算点が“Buffer head”である蓋然性が高い(probable)とし、次の割り当て周期以降も判別を続ける。

条件10は、Queue Setの値がすべて同値となるという条件である。QS起算点が“Buffer head”でONUへの入力データ量が少なく、バッファ蓄積量が最も小さい閾値よりも小さい値のときに必ず満たされる条件である。ただし、QS起算点が“Edge of previous QS”であっても、偶発的に起きうる条件であるので確定判別とはせず、QS起算点が“Buffer head”である蓋然性が高いとして次周期以降も判別を続ける。

条件11、12は前周期で最も若番または最も老番ではないQueue Set、つまり $QS(2)$ または $QS(M-1)$ の値を割り当てたが、実送信量 Tx が割り当て量 pG と一致しないということを表している。QS起算点が“Buffer head”であれば Tx と pG が一致する可能性が高いが、これが一致しないため、QS起算点が“Edge of previous QS”である蓋然性が高いと言える。

条件13、14は、前周期で最も若番または最も老番から、それぞれ2つのQueue Setの合計、つまり $QS(1)+QS(2)$ または $QS(M)+QS(M-1)$ の値を割り当てて、かつ実送信量 Tx が割り当て量 pG と一致する状況を表している。この条件は、QS起算点が“Edge of previous QS”的には成り立つ可能性が高いが、QS起算点が“Buffer head”的ときは偶然の一致のみで起きうるため、この条件が満たされた場合は、QS起算点が“Edge of previous QS”である蓋然性が高いと判別できる。

STEP3において、OLTは、表5.2の判別式に、鍵情報を代入することで、パラメータII: Queue Set順序を推定する。

条件15は、QS起算点が“Buffer head”であり、かつ全てのQueue Setにおいて $QS(k) < QS(k+1)$ が成り立つ状態を表している。QS起算点が“Buffer head”かつ、QS順序が“Ascending”であれば、Queue Setは若番のQueue Setを包含しているので、より老番のQueue Setは、必ずより若番のQueue Set以上の値となる。QS順序が“Descending”的場合でも、等号は成り立つ可能性があるため、これを除いて、より老番のQueue Setがより若番のQueue Setより大きい値となれば、QS順序が“Ascending”と判別できる。QS起算点が“Buffer head”で確定判別済みの状態で、この条件が

表 5.1: パラメータ I : Queue Set 起算点

No.	Identification Condition	Queue Set 起算点	definit or probable
1	$QS(1) > 0 \wedge QS(2) > 0 \wedge QS(1) + QS(2) < Th1$	Buffer head	definit
2	$QS(M) > 0 \wedge QS(M-1) > 0 \wedge QS(M) + QS(M-1) < Th1$	Buffer head	definit
3	$QS(k) > 0 \wedge QS(j j \neq k) = 0$ in atleast one combination of j and k from 1 to M	Edge of previous QS	definit
4	$QS(k) > QS(k+1) \wedge QS(k+1) < QS(k+2)$ in at least one k from 1 to $M-2$	Edge of previous QS	definit
5	$QS(k) < QS(k+1) \wedge QS(k+1) > QS(k+2)$ in at least one k from 1 to $M-2$	Edge of previous QS	definit
6	$pQS(k) > pQS(k+1) \wedge QS(k) < QS(k+1)$ in at least one k from 1 to $M-1$	Edge of previous QS	definit
7	$pQS(k) < pQS(k+1) \wedge QS(k) > QS(k+1)$ in at least one k from 1 to $M-1$	Edge of previous QS	definit
8	$QS(k) \geq QS(k+1) > 0$ in all k from 1 to $M-1$	Buffer head	probable
9	$0 < QS(k) \leq QS(k+1)$ in all k from 1 to $M-1$	Buffer head	probable
10	$QS(1) > 0 \wedge QS(2) > 0 \wedge QS(1) + QS(2) < Th1$	Buffer head	definit
11	$pG = pQS(2) \wedge pG > 0 \wedge Tx \neq pG$	Edge of previous QS	probable
12	$pG = pQS(M-1) \wedge pG > 0 \wedge Tx \neq pG$	Edge of previous QS	probable
13	$pG = pQS(1) + pQS(2) \wedge pG > 0 \wedge Tx = pG$	Edge of previous QS	probable
14	$pG = pQS(M) + pQS(M-1) \wedge pG > 0 \wedge Tx = pG$	Edge of previous QS	probable

満たされれば、QS 順序は “Ascending” で確定判別 (definit) とする。QS 起算点が “Buffer head” で確定判別ではなく、蓋然性が高いと判断されている場合で、条件 15 が満たされた場合は、QS 順序は “Ascending” の蓋然性が高い (probable) として、次周期以降も判別を続ける。

条件 16 は、QS 順序が “Descending” の場合に対応する条件 15 と同等の内容の条件である。

条件 17 は、QS 起算点が “Edge of previous QS” かつ、最若番の Queue Set が正の値かつ、最老番の Queue Set がゼロとなる条件である。QS 起算点が “Edge of previous QS” で、QS 順序が “Ascending” であり、何らかの要求量が生じた場合、必ず最若番の Queue Set に正の値が入る。逆に、QS 起算点が “Edge of previous QS” で、QS 順序が “Descending” であり、何らかの要求量が生じた場合、必ず最老番の Queue Set に正の値が入る。蓄積量が大きい場合は全 Queue Set に正の値が入る可能性はあるが、最若番の Queue Set に正の値が入り、かつ最老番の Queue Set がゼロであれば、QS 順序が “Descending” である可能性がなくなり、QS 順序が “Ascending” であると確定的に判別できる。条件 15 の説明と同様に、QS 起算点が “Edge of previous QS” で確定でない状態では、条件 17 の判別結果も蓋然性が高いとして次周期以降も判別を続ける。

条件 18 は、QS 順序が “Descending” であることを判別する場合における、条件 17 と同様の内容の条件である。

条件 19 は、QS 起算点が “Edge of previous QS” で、Queue Set が複数あり、前周期における割り当て量 ($\neq 0$) を $pQS(1) + pQS(2)$ とした場合に、実送信量が割り当て量と一致するという条

表 5.2: パラメータ II : Queue Set 順序

#	判別済の Queue Set 起算点	Identificatio n Condition	Queue Set 順序
15	Buffer head \wedge	$QS(k) < QS(k + 1)$ in at least one k from 1 to $M - 1$	Ascending
16	Buffer head \wedge	$QS(k) > QS(k + 1)$ in at least one k from 1 to $M - 1$	Descending
17	Edge of previous QS \wedge	$QS(1) > 0 \wedge QS(M) = 0$	Ascending
18	Edge of previous QS \wedge	$QS(M) > 0 \wedge QS(1) = 0$	Descending
19	Edge of previous QS \wedge	$pG = pQS(1) + pQS(2) \wedge pG > 0$ $\wedge Tx = pG \wedge M > 2$	Ascending
20	Edge of previous QS \wedge	$pG = pQS(M) + pQS(M - 1) \wedge pG > 0$ $\wedge Tx = pG \wedge M > 2$	Descending

件である。QS 起算点が “Edge of previous QS” であると、実際のバッファ蓄積量は各 Queue Set の和で与えられる。最若番から複数の Queue Set を足し合わせた和の値を割り当て量としたときに、正しく割り当て量が送信量と一致した場合は、QS 順序が “Ascending” であると確定的に判別できる。他の条件と同様で、QS 起算点が確定判別済みでない場合は、蓋然性が高いとして、次周期も判別を続ける。

条件 20 は、QS 順序が “Descending” であることを判別する場合における、条件 19 と同様の内容の条件である。

STEP 4において、OLT は表 5.3 の判別式に鍵情報を代入することで、パラメータ III : 既割り当て分を推定する。ここで、 MFL は最大のフレーム長である。

条件 21 は前周期の割り当て分 pG が MFL より大きく、かつ前周期での要求量 (Queue Set) がすべてゼロであったにも関わらず、今周期の送信量が正の値であるという条件である。この場合、既割り当て分が “Not included” であり、通知した要求量とは別に送信待機している既割り当てるデータが存在したことを確定的に示している。

条件 22 は、条件 21 の逆にあたる条件であり、ONU が前周期に何らかの正の要求量を上げ、これに対して、OLT が MFL 以上の割り当てを行ったにも関わらず、今周期の実送信量がゼロである状況を示している。これは、ONU が前周期で上げた何らかの正の値の入った Queue Set が、既割り当て分であり、前周期中に送信されて今周期は送信データが蓄積していなかったために生じる。入力レートが小さい場合に生じ得る条件である。

条件 23 は、QS 起算点が “Buffer head” であり、かつ前周期に何らかの正の要求量があり、要求量のうちのいずれかと割り当て量を一致させた場合に、割り当て量と送信量が一致するということを表している。既割り当て分が “Included” であった場合は、割り当て量と送信量が一致しない

表 5.3: パラメータ III : 既割り当て分

#	判別済の Queue Set 起算点	判別済の Queue Set 順序	Identification Condition	既割り当て分
21	-	-	$pG > MFL \wedge pQS(k) = 0 \wedge Tx > 0$ in all of k from 1 to M	Not included
22	-	-	$pQS(k) > 0 \wedge pG > MFL \wedge Tx = 0$ in at least one k from 1 to M	Included
23	Buffer head \wedge	-	$pQS(k) > 0 \wedge pG = pQS(k) \wedge Tx = pG$ in at least one k from 1 to M	Not included
24	Buffer head \wedge	-	$pQS(k) > 0 \wedge pG = pQS(k) \wedge Tx \neq pG$ in at least one k from 1 to M	Included
25	Edge of previous QS \wedge	Ascending \wedge	$pQS(1) > 0 \wedge pG = pQS(1) \wedge Tx = pG$	Included
26	Edge of previous QS \wedge	Descending \wedge	$pQS(M) > 0 \wedge pG = pQS(M) \wedge Tx = pG$	Included
27	Edge of previous QS \wedge	Ascending \wedge	$pQS(1) > 0 \wedge pG = pQS(1) \wedge Tx \neq pG$	Not included
28	Edge of previous QS \wedge	Descending \wedge	$pQS(M) > 0 \wedge pG = pQS(M) \wedge Tx \neq pG$	Not included

ため、この条件を満たせば既割り当て分が “Not included” であると判別することができる。

条件 24 は、条件 23 の逆に当たる条件であり、これを満たせば既割り当て分が “Included” であると判別することができる。

条件 25 は、QS 起算点が “Edge of previous QS” で、かつ QS 順序が “Ascending” であった場合に、前周期の最若番の Queue Set $pQS(1)$ が正の値であり、この値と割り当て量 pG を同値とした場合に、実送信量 Tx が割り当て量と一致することを表している。QS 起算点が “Edge of previous QS” で、かつ QS 順序が “Ascending”、さらに既割り当て分が “Included” であると、 $pQS(1)$ は、最小の要求量の真値となる。この値をそのまま割り当てれば、実送信量が $pQS(1)$ と同値となるはずである。よって、この条件を満たせば既割り当て分が “Included” であると判別することができる。

条件 26 は、QS 順序が “Descending” であった場合における条件 25 と同様の内容の条件であり、これを満たせば既割り当て分が “Included” であると判別することができる。

条件 27 は、条件 25 の逆に当たる条件であり、これを満たせば既割り当て分が “Not included” であると判別することができる。

条件 28 は、条件 26 の逆に当たる条件であり、これを満たせば既割り当て分が “Not included” であると判別することができる。

以上のように、列举した判別条件により、OLT は各 ONU ごとの REPORT 表現を判別することができる。

表 5.4: REPORT 表現の組み合わせパターン

REPORT 表現パターン			
	(I) Queue Set 起算点	(II) Queue Set 順序	(III) 既割り当て分
Pattern A	Buffer head	Ascending	Not included
Pattern B	Buffer head	Ascending	Included
Pattern C	Buffer head	Descending	Not included
Pattern D	Buffer head	Descending	Included
Pattern E	Edge of previous QS	Ascending	Not included
Pattern F	Edge of previous QS	Ascending	Included
Pattern G	Edge of previous QS	Descending	Not included
Pattern H	Edge of previous QS	Descending	Included

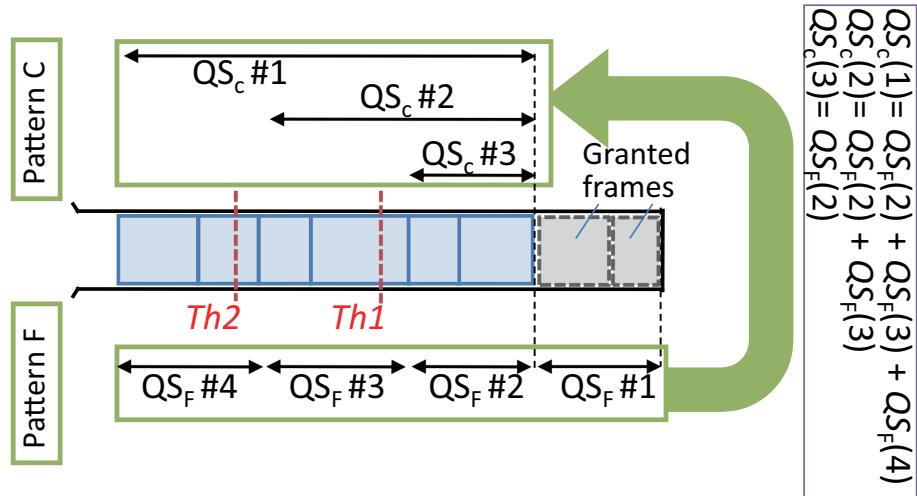


図 5-6: REPORT 表現変換の例

REPORT 表現の変換処理

OLT は、ONU ごとの REPORT 表現判別結果に基いて、それぞれの REPORT 表現で通知された送信要求量を自身の REPORT 解釈に変換した上で、帯域割り当てを行う。

表 5.4 に REPORT 表現の取りうる組合せを示す。組合せは全部で 8 種類考えられる。これらのパターンは簡易な変換式で自在に変換が可能である。図 5-6 にパターン F から C への変換の例を示す。その他の組合せでも変換は可能である。全パターンに対応する変換式を表 5.5 に示す。OLT は、REPORT 表現の判別結果に基づき、これらの変換式を使用して、REPORT 表現を変換する。

REPORT 表現の判別が正しく、また REPORT 表現を自身の REPORT 解釈に正しく変換できれ

表 5.5: REPORT 表現の変換

Pattern	Conversion function
A	$QS_C(k) = QS_A(M - k + 1)$ in all of k from 1 to M
B	$QS_C(k) = QS_B(M - k + 1) - QS_B(1)$ in all of k from 1 to $M - 1$
C	-
D	$QS_C(k) = QS_D(k) - QS_D(M)$ in all of k from 1 to $M - 1$
E	$QS_C(k) = \sum_{i=1}^{M-k+1} (QS_E(i))$ in all of k from 1 to M
F	$QS_C(k) = \sum_{i=2}^{M-k+1} (QS_F(i))$ in all of k from 1 to $M - 1$
G	$QS_C(k) = \sum_{i=k}^M (QS_G(i))$ in all of k from 1 to M
H	$QS_C(k) = \sum_{i=k}^{M-1} (QS_H(i))$ in all of k from 1 to $M - 1$

ば、前述の EM-DBA を行って帯域利用効率を最大限高めることが可能になる。

5.2.3 提案方式のフィージビリティ確認および性能評価

REPORT 表現判別シミュレーション

OLT が、提案方式により REPORT 表現を判別する処理を模擬するシミュレーションを行った。表 5.4 に示す 8 パターンの全 REPORT 表現パターンの ONU を各 4 台ずつ、合計 32 台の ONU を接続したと仮定した。シミュレーション条件を表 5.6 に示す。割り当て周期は 1 ms とし、入力フレーム長は 64 から 1518 Byte の間の一様分布とした。ラインレートは 1 Gbps とした。各 ONU の閾値を 3 つの値を指定し、1518、3200、4800 Byte とした。OLT は REPORT に記載された要求量から、QS(1)、QS(2)、QS(3)、(QS(1)+QS(2))、(QS(2)+QS(3))、(QS(1)+QS(2)+QS(3)) の値を順番に割り当てる動作をした。

評価指標として、判別成功 rate を求めた。判別成功 rate は、提案方式によって正しく REPORT 表現を判別できた ONU の数を全 ONU の数で割った値である。図 5-7、5-8、5-9、5-10、5-11、5-12、5-12、5-14 に、それぞれ REPORT 表現パターン A から H の ONU に対する判別成功 rate の時間推移を示す。それぞれ、入力レートを 5 から 30 Mbps のときの値を示す。入力レートが 10 Mbps のときは、提案方式により全パターンの REPORT 表現に対して 200 ms 以内で判別を成功させていることがわかる。これに対して他の入力レートでは、全 ONU に対して判別を成功させられないことがあった。判別の可否は、入力レートに大きく依存することがわかる。これは、各判別条件は、入力レートによって起きやすい条件とそうでない条件があるためである。

実際には、判別は時々刻々と変化する入力レートの中で進められると考えられる。提案方式によれば、少なくとも合計で 200 ms 程度の間、10 Mbps の入力レートの期間があれば判別が完了す

表 5.6: REPORT 表現判別シミュレーション条件

DBA cycle (Identification cycle)	1 ms
Frame length of input traffic	From 64 to 1518 Byte (Identically distributed)
Number of ONUs	32
Line rate	1 Gb/s
Threshold 1	1518 Bytes
Threshold 2	3200 Bytes
Threshold 3	4800 Bytes

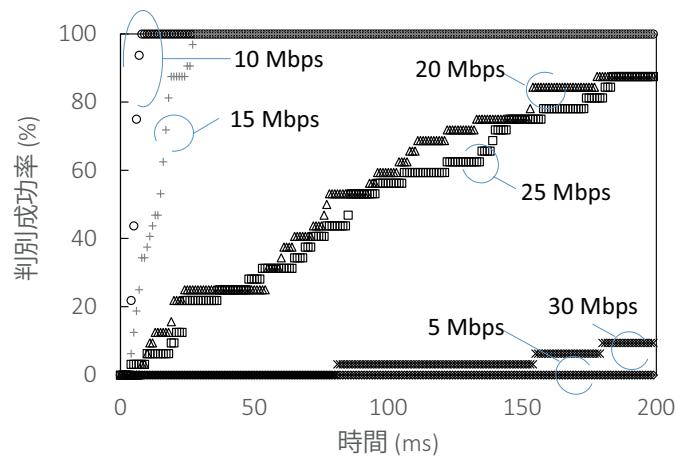


図 5-7: REPORT 表現判別成功率の推移 (REPORT 表現パターン A)

る。これは、通常の使用方法で、十分に満たせる条件であり、この結果により、提案方式が実用に耐える性能で REPORT 表現の判別が可能であると言える。

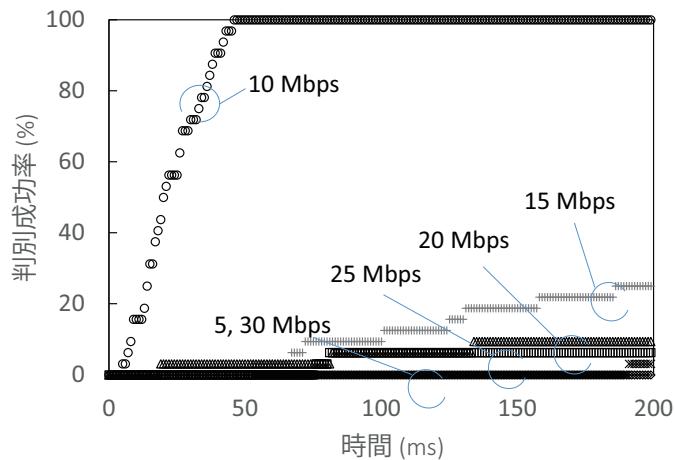


図 5-8: REPORT 表現判別成功率の推移 (REPORT 表現パターン B)

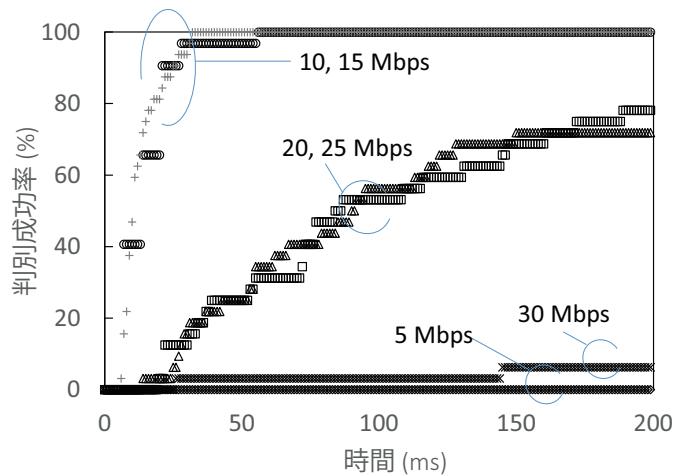


図 5-9: REPORT 表現判別成功率の推移 (REPORT 表現パターン C)

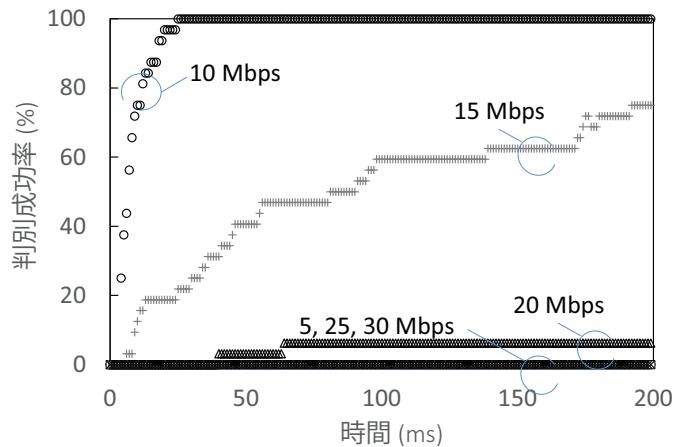


図 5-10: REPORT 表現判別成功率の推移 (REPORT 表現パターン D)

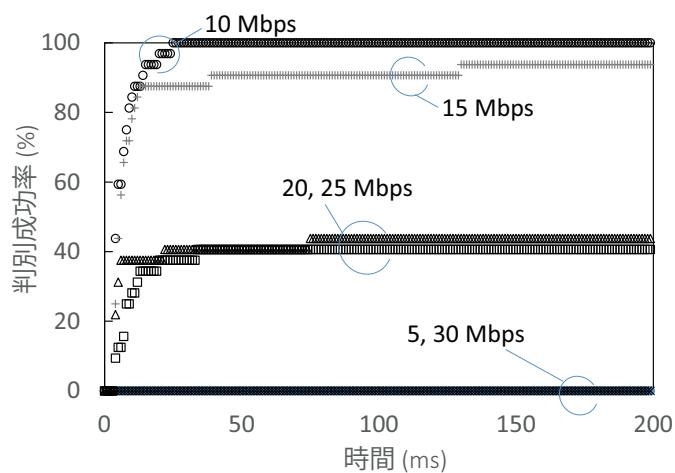


図 5-11: REPORT 表現判別成功率の推移 (REPORT 表現パターン E)

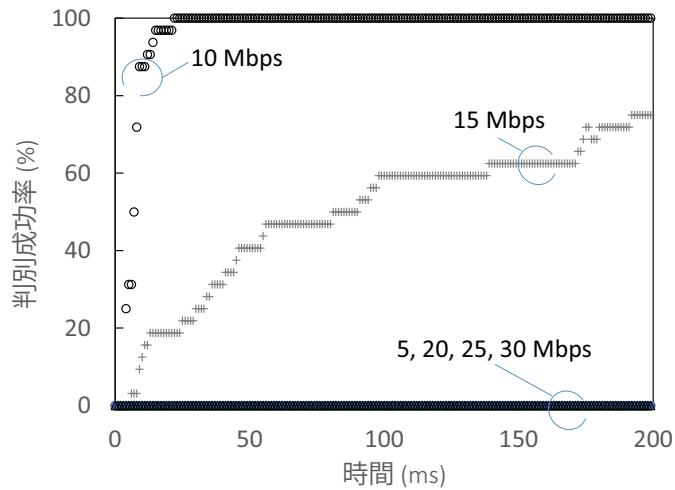


図 5-12: REPORT 表現判別成功率の推移 (REPORT 表現パターン F)

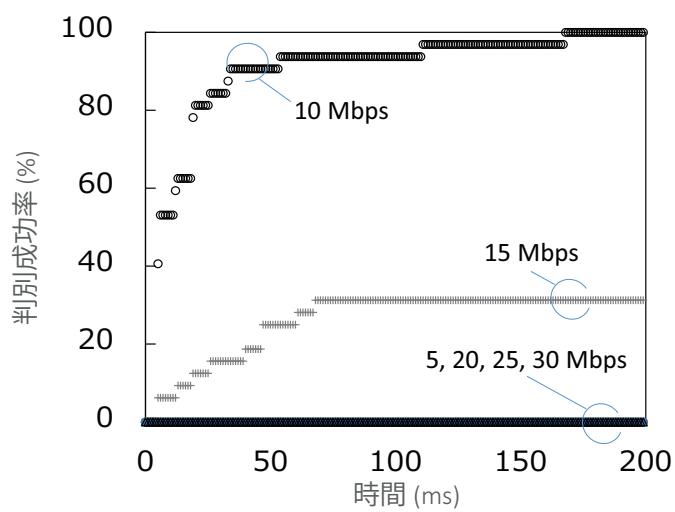


図 5-13: REPORT 表現判別成功率の推移 (REPORT 表現パターン G)

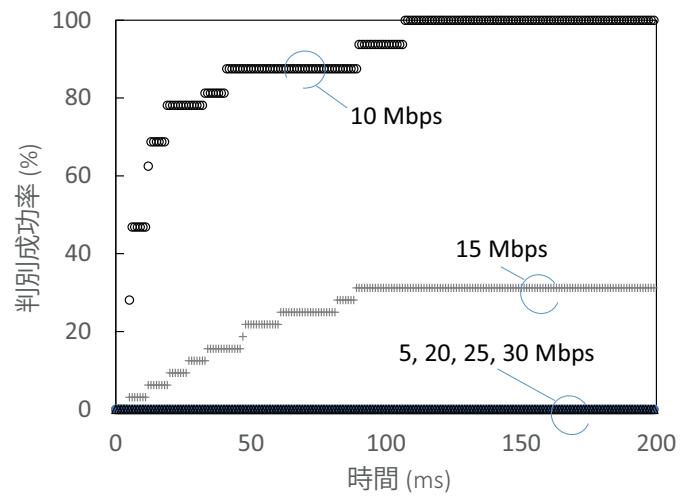


図 5-14: REPORT 表現判別成功率の推移 (REPORT 表現パターン H)

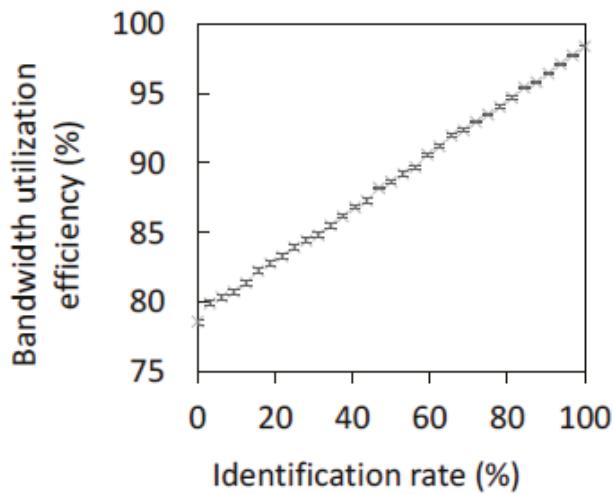


図 5-15: 判別成功率と帯域利用効率の関係

帯域利用効率の評価

提案方式を用いることで、EM方式の帯域割り当てが可能になる。これにより帯域利用効率の向上が見込める。判別成功率を変化させた際の帯域利用効率をシミュレーションにより求めた。逐次判別する処理は停止した状態で割り当てを続けたときに、判別が成功しているONUに対してはEM方式で割り当てを行い、そうでないONUに対しては断片化フレームの発生による不使用帯域を許容した割り当てを行う。入力レートは過負荷状態とし、図5-15に、判別成功率と帯域利用効率の関係を示す。判別成功率が増加するに連れて帯域利用効率は増加した。判別成功率が0のときは、帯域利用効率が78.6%であったのに対して、判別成功率が1のときは帯域利用効率が98.3%となった。提案方式により判別が成功すれば、帯域利用効率を19.7%改善できることが明らかになった。

5.3 EPON ONUのオープン化の研究のまとめ

本研究では、EPONのONUのオープン化の課題として、動的帯域割り当てにおける送信要求量のREPORTメッセージへの記載の方法（REPORT表現）に、複数の方法が存在し得ることに着目した。

これを解決する方法として、OLTが独自に収集可能な、（1）ONUからのREPORTメッセージに記載された送信要求量、（2）OLTが割り当てた割り当て量、（3）割り当てを受けたONUからの実受信量の3つの鍵情報を基に、判別条件に代入することで、ONUのREPORT表現を推定し、さらに、推定結果を基に、各ONUからの送信要求量を自身のREPORT解釈に変換して、EM方式により無駄になる帯域を最小限とした効率的な帯域割り当て方式であるDiversity DBAを提案した。

提案方式のフィージビリティ確認のために、全REPORT表現パターンのONUに対して、REPORT表現パターンの判別を行うシミュレーションを行い、入力レート10Mbpsの時に、200ms以下の時間で判別が成功することを確認した。

また、提案方式による帯域利用効率改善効果を評価するため、判別成功率とその判別成功率のままEM方式の帯域割り当てを行った場合の、帯域利用効率を求めた。帯域割り当てシミュレーションを行い、提案方式により、判別が成功した場合は、判別を行わなかった場合に対して19.7%の帯域利用効率改善効果が見込めることが明らかにした。

以上の結果から、EPONのONUをオープン化した際に、異なるREPORT表現のONUを接続しても、提案方式によって、性能劣化なくサービスを提供できることが明らかになった。

第 6 章

結論

6.1 本研究で得られた成果

地理的要因や、経済的要因によるデジタル・ディバイドを解消するためには、FTTH サービスを人々の基本的な生活を支えるユニバーサルサービスへと発展させていくことが重要である。このためには、光アクセスシステムにおける経済的なサービスエリア拡大と、更なる低コスト化が必要である。本研究では、FTTH を実現する光アクセスシステムとして、最も広く利用されている EPON システムに着目し、装置機能の研究開発によるサービスエリア拡大および低コスト化の実現を目指とした。

まず、EPON システムの接続距離の長距離化による経済的なサービスエリア拡大方法を提案した。その実現ために解決すべき課題として、帯域割り当てにおける割り当て周期の延長による遅延時間の増大と、MPCP ディスカバリ処理におけるディスカバリウィンドウ拡大による遅延時間の増大およびフレームロスの無い最大の転送レートの低下を挙げた。これらを解決する新たな方式として、ハイブリッド DBA 方式と、長距離化対応 MPCP ディスカバリ方式を提案した。

ハイブリッド DBA 方式では、接続距離によって ONU を近距離 ONU と遠距離 ONU とに分け、近距離 ONU に対しては、従来と同じ割り当て方式と周期で割り当てを行い、共存する遠距離 ONU に対しては、数周期先の割り当て周期分の割り当てを、要求量の予測を基に先行して割り当てを行うことで、帯域利用効率の低下を抑えつつ、遅延時間の増大を回避した。性能評価は提案するハイブリッド DBA 方式で動作する実機システムを作成して行った。8 台の ONU の接続距離を 0 から 100 km の範囲で変化させた際の遅延時間を測定する実験を行い、従来方式では、最遠の ONU の接続距離が長くなるに連れて遅延時間およびその揺らぎが増大したのに対し、提案方式では、従来

の近距離接続のみの時と同等の値を維持できることを明らかにした。また、8台のONUの遠距離ONUと近距離ONUとの割合を変化させた際の、スループットを測定し、提案方式によるスループット低下は遠距離ONU1台につき0.3%程度の微小な値であること、および公平性への影響は0.1%以下となることを明らかにした。

長距離化対応MPCPディスカバリ方式では、未登録のONUが自身のおおよその接続距離を、波長分散量などを基に推定するなどして把握し、これに基づいた調整時間を持ってからREGISTER_REQメッセージを送信することで、EPONの長距離化時にもディスカバリウィンドウの拡大を不要とした。性能評価は計算機シミュレーションにより遅延時間と転送レートについて行った。0から100kmまでの範囲の接続距離を許容する場合のディスカバリウィンドウ長で定期的にMPCPディスカバリ処理を行った際の、上りユーザデータの最大遅延時間とフレームロス無しの最大の転送レートを求めた。最大遅延時間は、従来方式に対して45%低減できることを明らかにした。フレームロス無しの最大の転送レートは、長距離化による劣化を回避できることを示し、従来方式に対して最大37%増大できることを明らかにした。

次に、EPONシステムの多分岐化によるユーザ当たりのコスト負担低減方法を提案した。多分岐化のために解決すべき課題として、MPCPディスカバリ処理におけるREGISTER_REQメッセージの衝突が頻発することによる登録処理の遅延と、制御誤差による保証できる帯域の減少を挙げた。

これらを解決する新たな方式として、多分岐化対応MPCPディスカバリ方式とPID制御による帯域制御方式を提案した。

多分岐化対応MPCPディスカバリ方式では、未登録ONUがディスカバリGATE受信時に、REGISTER_REQメッセージの送信を一定の確率で見送ることで、REGISTER_REQメッセージ同士の衝突確率を低減し、結果として全体のREGISTER_REQメッセージが正常に受理されるまでの時間を短縮した。512台のONUが一斉に登録要求を行うシミュレーションを行い、従来方式よりも、最大93%短い時間で全ONUの登録要求が完了できることを明らかにした。

PID制御による帯域制御方式では、OLTが割り当てた帯域の目標値と、実効帯域との差分を基に、PID制御により要求量の閾値を算出し、拡張GATEメッセージによりONUに通知し、ONUがこの要求量閾値を用いて送信要求量を算出することで、割り当てた帯域の制御性能が向上した。16台のONUに帯域を割り当てるシミュレーションを行い、提案方式では、制御開始から50ms時点における振幅率を、1/25ほどに低減できることを明らかにした。この値が、数値計算による概算値に近いことを確認した。また、提案方式で帯域割り当てを行えば、サービス事業者が保証することができる保証帯域を、ONU当たり4.8%増加できることを明らかにした。さらに、閾値の更新頻度を変化させた場合のシミュレーション結果から、閾値更新頻度と振幅率との関係を明らかにした。

最後に、EPON ONU のオープン化によって、更なる設備コスト低減方法を提案した。EPON ONU のオープン化のために解決すべき課題として、動的帯域割り当てにおける送信要求量の REPORT メッセージへの記載の方法（REPORT 表現）に、複数の方法が存在し得ることを挙げ、これを解決する新たな方式として、Diversity DBA 方式を提案した。

Diversity DBA 方式では、OLT が独自に収集可能な、（1）ONU からの REPORT メッセージに記載された送信要求量、（2）OLT が割り当てた割り当て量、（3）割り当てを受けた ONU からの実受信量の 3 つの鍵情報を判別条件に代入することで、ONU の REPORT 表現を推定し、さらに、推定結果を基に各 ONU からの送信要求量を自身の REPORT 解釈に変換して、EM 方式により無駄になる帯域を極力減らした効率的な帯域割り当てを行い、帯域利用効率を向上した。提案方式のフィジビリティ確認のために、全 REPORT 表現パターンの ONU に対して、REPORT 表現パターンの判別を行うシミュレーションを行い、全パターンの ONU に対して、入力レート 10 Mbps の時に、200 ms 以下の時間で判別が成功することを確認した。また、提案方式による帯域利用効率改善効果を評価するため、判別成功率と、その判別成功率のまま EM 方式の帯域割り当てを行った場合の帯域利用効率を求めた。帯域割り当てシミュレーションを行い、判別が成功した場合は、判別を行わなかった場合に対して、19.7% の帯域利用効率改善効果が見込めることを明らかにした。

以上の結果から、EPON の長距離化、多分岐化、オープン化を、従来と同等の QoS のを維持したまま実現できることが明らかとなった。

6.2 今後の展望

本研究では、FTTH サービスを発展させていくための、光アクセス技術について検討を行ったが、近年では、FTTH 以外の用途として、EPON を携帯電話の基地局を接続するアクセスシステムとして利用したり^[103]、構内 LAN として、例えば工場内の M2M (Machine to Machine) ネットワークの構築を利用するための検討^[104]が始まられている。これは、EPON が FTTH 向けのアクセスシステムとして目覚ましい発展を続けており、その経済的メリットに注目されていることと、多端末の経済的収容能力が、それらの用途に合致していることによるものと考えられる。

近年のスマートフォンの爆発的な普及により、携帯電話網のトラヒックは急速に増加している^[105]。これを収容するためには、基地局間隔を狭め、小セル化を進めていくことが必要となる。これは即ち基地局の数が増加することを意味する。現在は、基地局収容のためのアクセネットワークは P2P システムによって構成されているが、これを多分岐化が可能な EPON によって代替でき

れば、設備コストを大幅に低減することができる。しかし、基地局収容のためのアクセスマッシュワークは、遅延時間と遅延時間揺らぎの要求が高く [106, 107]、現状の EPON ではこの要求を満たすことができない。

また、構内の M2M ネットワークでは、センサ情報や、機械制御情報のやり取りを行う。多数のセンサノードを収容したり、多数のアクチュエータを制御する場合、EPON の多分岐化が有効となる。しかし、例えば、工場生産ラインに配置される生産ロボットの制御や、スマートグリッドの冗長系への切り替えにおいては、信頼性・安全性担保のため、超低遅延、超低ジッタが要求される。

今後は、これらの高い遅延要求に応えることができる EPON における超低遅延技術の研究開発に邁進していきたいと考えている。

参考文献

- [1] H. Shinohara, “FTTH experiences in Japan,” Journal of Optical Networking, Vol. 6, No. 6, pp. 616–623, Jun. 2007.
- [2] 葉玉寿弥, “ブロードバンドサービスのさらなる発展を目指す光アクセスシステムの動向,” NTT 技術ジャーナル, Vol. 22, No. 2, pp. 53–56, 2010 年.
- [3] “日本大百科全書,” 小学館, 1994 年.
- [4] D. Hochfelder, “Two controversies in the early history of the telegraph,” IEEE Communications Magazine, Vol. 48, No. 2, pp. 28–32, Feb. 2010.
- [5] “One hundred years of modern Japan,” IEEE Spectrum, Vol. 4, No. 8, pp. 182–183, Aug. 1967.
- [6] D. A. Hounshell, “Bell and gray: Contrasts in style, politics, and etiquette,” Proceedings of the IEEE, Vol. 64, No. 9, pp. 1305–1314, Sept. 1976.
- [7] “電気通信サービスの現状 調査報告書,” 総務省 情報通信政策局, 2006 年 3 月.
- [8] “加入電話及び ISDN 契約数,” 総務省, 2015 年
- [9] J. S. Belrose, “Fessenden and Marconi: their differing technologies and transatlantic experiments during the first decade of this century,” Proceedings of the 1995 International Conference on 100 Years of Radio, pp. 32–43, Sept. 1995.
- [10] エヌティティドコモ, 情報通信総合研究所, “ポケットベル・サービス 30 年の歩み : ページングからマルチキャストへ,” エヌ・ティ・ティ・ドコモ研究開発企画部 (出版), 2001 年 3 月.
- [11] 中嶋信生, “移動体通信の最近の進展,” 電気学会誌, Vol. 116, No. 7, pp. 404–407, 1996 年.
- [12] “電信電話のあゆみ,” インフォメーション NTT 東日本 2006, 2006 年.
- [13] “i モードの歴史と進化 (i モードサービス開始 10 周年) ,” NTT ドコモレポート, No. 63, 2009 年.

- [14] J. Laugesen, and Y. Yufei, “What factors contributed to the success of Apple’s iPhone?,” Proceedings of 2010 Ninth International Conference on Mobile Business and 2010 Ninth Global Mobility Roundtable (ICMB-GMR), pp. 91–99, Jun. 2010.
 - [15] “携帯・PHSの加入契約数の推移（単純合算）,” 総務省, 2015 年
 - [16] L. Kleinrock, “Information flow in large communication nets,” Ph.D. Thesis Proposal, Massachusetts Institute of Technology, May 1961.
 - [17] L. G. Roberts, “Multiple computer networks and intercomputer communication,” Proceedings of the first ACM symposium on Operating System Principles (SOSP ’67), pp. 3.1–3.6, 1967.
 - [18] B. M. Leiner, V. G. Cerf, D. D. Clark, R. E. Kahn, L. Kleinrock, D. C. Lynch, J. Postel, L. G. Roberts, and S. Wolff, “A brief history of the internet,” ACM SIGCOMM Computer Communication Review, Vol. 39, No. 5, pp. 22–31, Oct. 2009.
 - [19] N. Abramson, “THE ALOHA SYSTEM: another alternative for computer communications,” Proceedings of the ACM Fall Joint Computer Conference (AFIPS ’70), pp. 281–285. 1970.
 - [20] C. Severance, “Bob Metcalfe: Ethernet at Forty,” IEEE Computer, Vol. 46, No. 5, pp. 6–9, 2013.
 - [21] V. Cerf, and R. E. Kahn, “A protocol for packet network intercommunication ,” IEEE Transactions on Communications, Vol. 22, No. 5, pp. 637–648, May 1974.
 - [22] 城水元次郎, “電気通信物語—通信ネットワークを変えてきたもの,” オーム社, 2004 年.
 - [23] “G.992.1 : Asymmetric digital subscriber line (ADSL) transceivers,” ITU Telecommunication Standardization Sector, Jul. 1999.
 - [24] H. Shinohara, “NTT’s deployment of FTTH services,” IEEE Optical Fiber Communication Conference (OFC), ThW2, Feb. 2004.
 - [25] “平成 23 年版情報通信白書,” 総務省, 2011 年.
 - [26] “平成 26 年情報通信メディアの利用時間と情報行動に関する調査 報告書,” 総務省情報通信政策研究所, 2015 年 5 月 .
 - [27] “ブロードバンドサービス等の契約数の推移（四半期）,” 総務省, 2015 年.
 - [28] 太田昌孝, 松本一也, 小山徹, 岡戸寛, “日本の加入者線における ADSL 適用可能性の検討,” 電気学会論文誌C（電子・情報・システム部門誌）, Vol. 118, No. 4, p.p. 569–577, 1998 年.
 - [29] 堀和則, 岡戸寛, 和田裕貴, “ADSL の高速化、長延化の検討”, 電子情報通信学会技術研究報告, Vol. 102, No. 421, CS2002-102, pp. 7–10, 2002 年 11 月.
-

- [30] 野田健一, “光ファイバ伝送,” コロナ社, 1978 年.
 - [31] 雲崎清美, “光アクセスシステム – 現状と今後の方向性 –,” NTT 技術ジャーナル, Vol. 20, No. 3, pp. 48–52, 2008 年.
 - [32] 木村秀明, “光アクセスシステム技術はどこに向かうのか,” SCATLINE, Vol. 93, pp. 18–25, 2013 年.
 - [33] 山下真司, “光ファイバ通信のしくみがわかる本,” 技術評論社, 2002 年.
 - [34] 葉玉寿弥, 吉本直人, 木村俊二, 可児淳一, “高速・低消費電力化を目指す次世代 PON 技術,” 電子情報通信学会誌, Vol. 95, No. 1, pp. 62–67, 2012 年.
 - [35] 浅香航太, 可児淳一, “次世代光アクセスシステム (NG-PON2) の標準化動向,” NTT 技術ジャーナル, Vol. 27, No. 1, pp. 74–77, 2015 年.
 - [36] H. Mukai, T. Yokotani, and T. Kida, “Rapid growth of FTTH by use of PON in Japan,” Proceedings of the IEEE Global Communications Conference (Globecom 2007), pp. 1–3, Nov. 2007.
 - [37] “住民基本台帳に基づく人口、人口動態及び世帯数（平成 25 年 3 月 31 日現在）,” 総務省, 2014 年.
 - [38] “世界情報通信事情 ブロードバンドサービスの現状,” 総務省, 2014 年.
 - [39] “世界の統計 2015,” 総務省統計局, 2015 年.
 - [40] “平成 16 年版情報通信白書,” 総務省, 2004 年.
 - [41] “デジタル・ディバイド解消戦略会議,” 総務省, 2008 年 6 月.
 - [42] “平成 23 年版情報通信白書,” 総務省, 2011 年.
 - [43] “「IT 革命を推進するための電気通信事業における競争政策の在り方について」の第一次答申,” 電気通信審議会, 2000 年 12 月.
 - [44] “E.800 : Definition of terms related to quality of service,” ITU Telecommunication Standardization Sector, Sept. 2008.
 - [45] “P.10 : Vocabulary for performance and quality of service,” ITU Telecommunication Standardization Sector, Jul. 2006.
 - [46] 吉野秀明, “QoE 評価とトラヒック制御技術,” 電子情報通信学会技術研究報告, Vol. 112, No. 9, CS2012-9, pp. 47-52, 2012 年 4 月.
-

- [47] “G.984.1 : Gigabit-capable passive optical networks (GPON): General characteristics,” ITU Telecommunication Standardization Sector, Mar. 2008.
 - [48] “IEEE Standard for Ethernet,” IEEE Standard 802.3-2012, Dec. 2012.
 - [49] “IEEE standard for service interoperability in Ethernet passive optical networks (SIEPON),” IEEE Standard 1904.1-2013, Jun. 2013.
 - [50] G. Kramer, L. Khermosh, F. Daido, A. Brown, Y. Hosung, K.-I. Suzuki, and B. Wang, “IEEE 1904.1 standard: SIEPON architecture and model,” IEEE Communications Magazine, Vol. 50, No. 9, pp. 98–108, Sept. 2012.
 - [51] J. Stribling, V. Arunarthi, C. Knittle, D. Murayama, and M. Emmendorfer, “Implementing QoS in SIEPON, ” IEEE Communications Magazine, Vol. 50, No. 9, pp. 128–135, Sept. 2012.
 - [52] S. Nishihara, M. Hajduczenia, H. Mukai, H. Elbakoury, R. Hirth, M. Kimura, and M. Kato, “Power-saving methods with guaranteed service interoperability in ethernet passive optical networks, ” IEEE Communications Magazine, Vol. 50, No. 9, pp. 110–117, Sept. 2012.
 - [53] M. Hajduczenia, Chengbin Shen, Zhen Zhou, H. Elbakoury, S. Kozaki, and M. Matsuoka, “Resilience and service protection for ethernet passive optical networks in SIEPON, ” IEEE Communications Magazine, Vol. 50, No. 9, pp. 118–126, Sept. 2012.
 - [54] L. D. Lamb, Lu Yang, Liu Qian, R. Subramaniam, T. Kusano, M. Tadokoro, and M. Takizawa, “SIEPON conformance testing and certification ” IEEE Communications Magazine, Vol. 50, No. 9, pp. 136–142, Sept. 2012.
 - [55] “次世代光アクセスネットワーク技術の動向調査－トランスポート技術およびネットワーク制御技術－報告書,” 財団法人テレコム先端技術研究支援センター, 2012 年.
 - [56] G. Kramer, “Ethernet passive optical networks,” McGraw-Hill Professional, 2005.
 - [57] 可児淳一, 鈴木謙一, “次世代 10G 級 PON システムの標準化動向,” NTT 技術ジャーナル, Vol. 21, No. 9, pp. 90–93, 2009 年.
 - [58] 吉本直人, “新たな時代を拓く光アクセスシステムの研究開発,” NTT 技術ジャーナル, Vol. 24, No. 3, pp. 34–37, 2012 年.
 - [59] “G.9801 : Ethernet passive optical networks using OMCI,” ITU Telecommunication Standardization Sector, Aug. 2013.
 - [60] 鈴木謙一, “G.epon と関連する標準化の動向,” NTT 技術ジャーナル, Vol. 25, No. 11, pp. 42–45, 2013 年.
-

- [61] Y. Hotta, A. Tsuji, K. Sugimura, S. Kozaki, N. Suzuki, J. Nakagawa, and K. Shimokasa, “The demonstration of symmetric 10G-EAPON system for coexistence with 1G-EAPON”, The Optical Fiber Communication Conference & Exposition and the National Fiber Optic Engineers Conference (OFC/NFOEC) 2009, OWH4, Mar. 2009.
 - [62] 小川理, “光ファイバの波長分散とその補償技術,” 電気学会論文誌C（電子・情報・システム部門誌）, Vol. 122, No. 4, pp. 542–547, 2002年.
 - [63] 鈴木扇太, 宮本裕, 富澤将人, 坂野寿和, 村田浩一, 美野真司, 柴山充文, 渋谷真, 福知清, 尾中寛, 星田剛司, 小牧浩輔, 水落隆司, 久保和夫, 宮田好邦, 神尾享秀, “光通信ネットワークの大容量化に向けたディジタルコヒーレント信号処理技術の研究開発,” 電子情報通信学会誌, Vol. 95, No. 12, pp. 1100–1116, 2012年.
 - [64] 大道文雄, 井上徹, 川西康之, 山崎和宏, 吉村明展, 芝晋吾, 神山真一, “非対称 10G-EAPON システムの開発,” SEI テクニカルレビュー, 第 175 号, 2009 年.
 - [65] K. Hara, S. Kimura, H. Nakamura, N. Yoshimoto, and H. Hadama, “1.25/10.3-Gbit/s dual-rate burst-mode receiver with automatic bit-rate discrimination circuit for coexisting PON systems,” 2010 9th International Conference on Optical Internet (COIN), pp. 1–3, Jul. 2010.
 - [66] J. Nakagawa, M. Nogami, N. Suzuki, M. Noda, S. Yoshima, and H. Tagami, “10.3-Gb/s Burst-Mode 3R Receiver Incorporating Full AGC Optical Receiver and 82.5-GS/s Over-Sampling CDR for 10G-EAPON Systems,” IEEE Photonics Technology Letters, Vol. 22, No. 7, pp. 471–473, Apr. 2010.
 - [67] 原一貴, 木村俊二, 中村浩崇, 吉本直人, 葉玉寿弥, “反転歪み補正技術を用いた AC 結合型 10G 級バーストモード受信器,” 電子情報通信学会ソサイエティ大会, B-10-35, 2010 年.
 - [68] 中村浩崇, 木村俊二, 原一貴, 吉本直人, 坪川信, “10Gb/s 級 PON システムに向けた AC 結合型 バースト送信器,” 電子情報通信学会ソサイエティ大会, B-10-44, 2008 年.
 - [69] N. Ansari, and J. Zhang, “Media access control and resource allocation for next generation passive optical networks,” Springer, 2013.
 - [70] M. P. McGarry, M. Maier, and M. Reisslein, : “Ethernet PONs: a survey of dynamic bandwidth allocation (DBA) algorithms ” , IEEE Communications Magazine, Vol. 42, No. 8, pp.8–15, Aug. 2004.
 - [71] M. McGarry, M. Reisslein, and M. Maier, “Ethernet passive optical network architectures and dynamic bandwidth allocation algorithms,” IEEE Communications Surveys & Tutorials, Vol. 10, No. 3, pp.46–60, Sept. 2008.
-

- [72] G. Kramer, B. Mukherjee, and G. Pesavento: “IPACT a dynamic protocol for an Ethernet PON (EPON) ” , IEEE Communications Magazine, Vol. 40, No. 2, pp.74–80, Feb. 2002.
- [73] O. Yoshihara, N. Oota, and N. Miki, “Dynamic bandwidth allocation algorithm for GE-PON,” in Int. Conf. on Optical Internet 2002 (COIN '02), COIN.MoA1., 2002.
- [74] 太田憲行, 村山大輔, 鈴木謙一, 三鬼準基, 吉本直人, “1G/10G EPON における上り帯域利用効率の検討,” 電子情報通信学会ソサイエティ大会, B-8-2, 2007 年.
- [75] T. Tatsuta, N. Oota, N. Miki, and K. Kumozaki : “Design philosophy and performance of a GE-PON system for mass deployment ” , OSA Journal of Optical Networking, 6, 6, pp.689–700, Jun. 2007.
- [76] 向井宏明, 小崎成治, 横谷哲也, 下笠清, “次世代 PON における帯域割当方式の検討”, 電子情報通信学会技術研究報告, Vol. 107, No. 244, CS2007-23, pp. 7-12, 2007 年.
- [77] 西谷隆志, 田中正基, 向井宏明, 小崎成治, 山中秀昭, “10G-EAPON システムにおける動的帯域割当”, 電子情報通信学会技術研究報告, Vol. 109, No. 116, CS2009-31, pp. 109-113, 2009 年.
- [78] 宮田純子, 馬場健一, 山岡克式, 木下宏揚, “平均遅延時間を減少させる EPON 予約区間割当方式の提案,” 電子情報通信学会技術研究報告, Vol. 114, No. 208, CS2014-52, pp. 67–72, 2014 年 9 月.
- [79] 村山大輔, 太田憲行, 鈴木謙一, 三鬼準基, 吉本直人, “1G/10G EPON における ONU 間の公平性の検討,” 電子情報通信学会ソサイエティ大会, B-8-3, 2007 年.
- [80] 田中正基, 西谷隆志, 向井宏明, 小崎成治, 山中秀昭, “10G-EAPON における 1G/10G ONU 混在時の DBA アルゴリズムの実証,” 電子情報通信学会ソサイエティ大会, B-8-12, 2009 年.
- [81] 中川清司, 相田一夫, 中沢正隆, 萩本和男, “光増幅器とその応用,” オーム社, 1992 年.
- [82] 小口喜美夫, 阪本匡, 清水誠, 中沢正隆, 藤浦和夫, 山下真司, 山田誠, 山本周, “エルビウム添加光ファイバ増幅器,” オプトロニクス社, 1999 年.
- [83] 鈴木謙一, 深田陽一, 斎藤幸一, 前田洋一, “光増幅器を用いた PON システムの伝送距離拡大法 –利得クランプ PDFA を用いた $1.3 \mu m$ 帯バースト光増幅器の検討–,” 電子情報通信学会技術研究報告, Vol. 104, No. 721, CS2004-252, pp. 109–114, 2005 年.
- [84] M. Fujiwara, T. Imai, K. Taguchi, K.-I. Suzuki, H. Ishii, and N. Yoshimoto, “Field trial of 79.5-dB loss budget, 100-km reach 10G-EAPON system using ALC burst-mode SOAs and EDC ” , The Optical Fiber Communication Conference & Exposition and the National Fiber Optic Engineers Conference (OFC/NFOEC) 2012, PDP5D, Mar. 2012.

- [85] 田口勝久, 藤原正満, 今井健之, 鈴木謙一, 吉本直人, 葉玉寿弥, “長延化 PON システムにおけるバースト対応光増幅器の適用領域に関する検討,” 電子情報通信学会技術研究報告, Vol. 109, No. 399, CS2009-68, pp. 7–12, 2010 年.
- [86] B. Kantarci and H. T. Mouftah, “Bandwidth distribution solutions for performance enhancement in long-reach passive optical networks,” IEEE Communications Surveys & Tutorials, Vol. 14, No. 3, pp. 714–733, Sept. 2012.
- [87] C.-H. Chang, N. M. Alvarez, P. Kourtessis, and J. M. Senior, “Dynamic bandwidth assignment for multi-service access in long-reach GPON,” Proceedings of the IEEE 33rd European Conference on Optical Communication (ECOC 2007), pp. 1–2, Sept. 2007.
- [88] H. Song, B.-W. Kim, and B. Mukherjee, “Multi-thread polling: A dynamic bandwidth distribution scheme in long-reach PON,” IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 27, No. 2, pp. 134–142, Feb. 2009.
- [89] T. Jimenez, N. Merayo, P. Fernandez, R. J. Duran, I. de Miguel, R. M. Lorenzo, and E. J. Abril, “Implementation of a PID controller for the bandwidth assignment in long-reach PONs,” IEEE/OSA Journal of Optical Communications and Networking, Vol. 4, No. 5, pp. 392–401, May 2012.
- [90] 太田憲行, 吉原修, 三鬼準基, “低遅延な EPON を実現する動的帯域割当方式”, 電子情報通信学会技術研究報告, Vol. 102, No. 20, pp. 5–8, NS2002-18, 2002 年.
- [91] R. Jain, G. Babic, B. Nagendra, and C. Lam, “Fairness, call establishment latency and other performance metrics,” ATM Forum/96-1173, Aug. 1996.
- [92] 峯藤健司, 芦田哲郎, 西谷隆志, 向井宏明, 何浩, “C 帶 DFB-LD 搭載 10Gbit/s バースト光送信器の TWDM-PON 適用に向けた分散補償に関する検証,” 電子情報通信学会 総合大会, B-8-59, 2015 年.
- [93] 中村浩崇, 吉田智暁, 中村誠, 木村俊二, 吉本直人, 坪川信, “電気分散補償に向けた簡易なアイモニタ手法の提案,” 電子情報通信学会 ソサエティ大会, B-10-23, 2007 年.
- [94] G. P. Agrawal, “Fiber-optic communication systems, 3rd edition,” Wiley Series in Microwave and Optical Engineering, 2002.
- [95] 服部武, 藤岡雅宣, “ワイヤレス・ブロードバンド教科書—高速 I P ワイヤレス編 (改訂 3 版) ,” インプレス R&D, 2008 年.
- [96] 水口潤, 川上和俊, 大塚博, 向井宏明, “GE-PON ONU 高速起動に向けた MPCP ディスカバリ最適化に関する検討,” 電子情報通信学会 総合大会, B-8-71, 2014 年.

参考文献

- [97] 増野淳, 杉山隆利, “マルチキャリア重畠伝送による周波数利用効率向上効果,” 電子情報通信学会技術研究報告, Vol. 108, No. 188, RCS2008-67, pp. 85-90, 2008 年.
- [98] 村山大輔, 布房夫, 増野淳, 太田憲行, 杉山隆利, “多分岐 EPON のための低遅延 Discovery 手法,” 電子情報通信学会ソサエティ大会, B-8-53, 2013 年.
- [99] 栖川淳, 真下大輔, 池田博樹, 武井政比斗, 松平信洋, “10G-EAPON 用バースト受信機の開発と評価,” 電子情報通信学会技術研究報告, Vol. 109, No. 190, CS2009-38, pp. 29–34, 2009 年.
- [100] K. J. Astrom and T. Hagglund, “The future of PID control,” Control Engineering Practice, Vol. 9, No. 11, pp.1163–1175, Nov. 2001.
- [101] C. Knospe, “PID control,” IEEE Control Systems, Vol. 26, No. 1, pp.30–31, Feb. 2006.
- [102] 田中正基, 杉村浩史, 向井宏明, 小崎成治, 山中秀昭, “PON の相互接続における帯域割当の一検討,” 電子情報通信学会ソサイエティ大会, B-8-17, 2010 年.
- [103] 大高明浩, “柔軟なサービス提供に向けた将来の光アクセス技術,” NTT 技術ジャーナル, Vol. 27, No. 1, pp. 54–58, 2015 年.
- [104] 田所将志, 村山大輔, 鈴木謙一, 吉本直人, 久保亮吾, “低遅延型 M2M を想定したイーサネット PON 伝送技術の提案,” 電子情報通信学会技術研究報告, Vol. 113, No. 208, CQ2013-35, pp. 41–46, 2013 年.
- [105] “我が国の移動通信トラヒックの現状（平成 26 年 1 2 月分）,” 総務省, 2015 年.
- [106] 小杉友哉, 吉田誠史, 井上貴司, “スマートセル向けモバイルフロントホール伝送ソリューションに関する一検討,” 電子情報通信学会総合大会, B-8-47, 2014 年.
- [107] “Mobile communications systems for 2020 and beyond,” Association of Radio Industries and Businesses (ARIB) 2020 and Beyond Ad Hoc Group White Paper, Ver. 1.0.0, Oct., 2014.

業績リスト

定期刊行誌掲載論文（原著論文）

- [1] 村山大輔, 内山孝憲, 内田竜生, “筋の粘弾性に着目した足部痙性の定量評価法,” *生体医工学*, Vol. 44, No. 1, pp. 85–93, 2006 年.
- [2] Daisuke Murayama, Noriyuki Oota, Ken-Ichi Suzuki and Naoto Yoshimoto, “Low Latency Dynamic Bandwidth Allocation for 100 km Long Reach EPON,” *IEEE/OSA Journal of Optical Communications and Networking*, Vol. 5, No. 1, pp. 48–55, 2013.
- [3] Daisuke Murayama, Ken-Ichi Suzuki, Naoto Yoshimoto, Ryogo Kubo, and Masaaki Ikebara, “Dynamic Bandwidth Allocation with PID-Based Request Threshold Controller for EPON Systems,” *ITE Transactions on Media Technology and Applications*, Vol. 2, No. 4, pp. 320–326, 2014.

定期刊行誌掲載論文（共著論文）

- [1] Jeff Stribling, Venkat Arunarthi, Curtis Knittle, Daisuke Murayama, and Mike Emmendorfer, “Implementing QoS in SIEPON,” *IEEE Communications Magazine*, Vol. 50, No. 9, pp. 128–135, 2012.
- [2] Partha Bhaumik, Abu Sayeem Reaz, Daisuke Murayama, Ken-Ichi Suzuki, Naoto Yoshimoto, Glen Kramer, and Biswanath Mukherjee, “IPTV over EPON: Synthetic traffic generation and performance evaluation,” *Optical Switching and Networking*, [Accepted for publication].
- [3] Hoshio Chibana, Masashi Tadokoro, Daisuke Murayama, Ken-Ichi Suzuki, and Ryogo Kubo, “Robustness evaluation of disturbance observer-based active queue management supporting TCP flows,” *IEICE Communications Express*, Vol. 3, No. 10, pp. 311–316, October 2014. (letter)
- [4] Yoshiaki Maneyama, Masashi Tadokoro, Daisuke Murayama, Manabu Yoshino, Ken-Ichi Suzuki and Ryogo Kubo, “Sleep period randomization for networked control systems over energy-efficient EPONs,” *IEICE Communications Express*, Vol. 4-D, No. 4, pp. 130–135, April 2015. (letter)

国際会議論文

- [1] Daisuke Murayama, Takanori Uchiyama, and Ryusei Uchida, “Evaluation of Spasticity in the Ankle of a Hemiplegic Subject Using a Step-like Response,” *Proceedings of the 28th Annual International Conference of the Engineering in Medicine and Biology Society, 2006. EMBS '06, New York, NY, USA*, pp. 6084–6087, August 30–September 3, 2006.
- [2] Daisuke Murayama, Noriyuki Oota, Ken-Ichi Suzuki and Naoto Yoshimoto, “Diversity DBA Technique for Fairly Handling Various Types of EPON ONU,” *Proceedings of the 2011 IEEE International Conference on Communications, ICC 2011, Kyoto, Japan*, pp. 1–6, June 5–9, 2011.
- [3] Daisuke Murayama, Noriyuki Oota, Ken-Ichi Suzuki and Naoto Yoshimoto, “Low latency dynamic bandwidth allocation for 100 km long reach 10G-EAPON,” *Proceedings of the 2012 IEEE International Communications Quality and Reliability Workshop, CQR 2012, San Diego, CA, USA*, pp. 1–5, May 15–17, 2012.
- [4] Abu Sayeem Reaz, Daisuke Murayama, Ken-Ichi Suzuki, Naoto Yoshimoto, Glen Kramer, and Biswanath Mukherjee, “Synthetic traffic generation for streaming video to model IPTV,” *Proceedings of the 2011 Advanced Networks and Telecommunication Systems, ANTS 2011, Bangalore, India*, pp. 1–6, December 18–21, 2011.
- [5] Masashi Tadokoro, Takahiro Kubo, Daisuke Murayama, Takashi Yamada, Ken-Ichi Suzuki, Naoto Yoshimoto and Ryogo Kubo, “Hybrid TDMA and contention-based access techniques in Ethernet passive optical networks for smart sensor-actuator networks,” *Proceedings of the 2013 IEEE International Communications Quality and Reliability Workshop, CQR 2013, Marco Island, FL, USA*, pp. 1–6, May 14–16, 2013.
- [6] Daisuke Murayama, Katsuya Nakahira, and Masahiro Morikura, “Dynamic channel selection method for direct spectrum division transmission in CSMA systems,” *Proceedings of the 21st Asia-Pacific Conference on Communications, APCC 2015, Kyoto, Japan*, [Accepted for publication].

国内学会発表

- [1] 村山大輔, 内山孝憲, 内田竜生, “筋の粘弾性に着目した足部痙攣の定量評価,” **生体医工学シンポジウム 2005**, 大阪市, 9月 27–28 日, 2005 年.
- [2] 村山大輔, 太田憲行, 鈴木謙一, 三鬼準基, 吉本直人, “1G/10G-EAPON における ONU 間の公平性の検討,” **電子情報通信学会ソサイエティ大会 2007**, 鳥取市, B-8-3, 9月 10–14 日, 2007 年.

- [3] 村山大輔, 太田憲行, 鈴木謙一, 三鬼準基, 吉本直人, “送信要求量の閾値を逐次最適化する EPON の動的帯域割当方法,” **電子情報通信学会総合大会 2008**, 北九州市, B-8-11, 3月 18-21 日, 2008 年.
 - [4] 村山大輔, 太田憲行, “多様な ONU の収容を可能にする Diversity DBA の提案,” **電子情報通信学会ソサイエティ大会 2010**, 堺市, B-8-13, 9月 14-17 日, 2010 年.
 - [5] 村山大輔, 太田憲行, “上り送信優先順位の異なる EPON ONU を同時に収容する Diversity DBA,” **電子情報通信学会総合大会 2011**, 東京, B-8-1, 3月 14-17 日, 2011 年.
 - [6] 村山大輔, 太田憲行, 鈴木謙一, 吉本直人, “接続距離差の大きい ONU の一括収容のための Discovery 手法,” **電子情報通信学会総合大会 2013**, 岐阜市, B-8-75, 3月 19-22 日, 2013 年.
 - [7] 村山大輔, 布房夫, 増野淳, 太田憲行, 杉山隆利, “多分岐 EPON のための低遅延 Discovery 手法,” **電子情報通信学会ソサイエティ大会 2013**, 福岡市, B-8-53, 9月 17-20 日, 2013 年.
 - [8] 村山大輔, 鈴木謙一, 久保亮吾, “多分岐 EPON のための MPCP ディスカバリ処理高速化手法,” **電子情報通信学会ソサイエティ大会 2014**, 徳島市, B-8-45, 9月 23-26 日, 2014 年.
 - [9] 村山大輔, 中平勝也, 杉山隆利, “アダプティブアレーのアンテナ素子数を考慮した高効率送信制御手法の一検討,” **電子情報通信学会総合大会 2015**, 草津市, B-8-28, 3月 10-13 日, 2015 年.
 - [10] 間根山佳知, 田所将志, 村山大輔, 吉野學, 鈴木謙一, 久保亮吾, “周期的トラヒックに対する ONU スリープ機能の同期回避手法,” **電子情報通信学会総合大会 2015**, 草津市, B-11-38, 3月 10-13 日, 2015 年.
 - [11] 船引魁人, 西尾理志, 守倉正博, 山本高至, 村山大輔, 杉山隆利, “RoF 無線 LAN と既存無線 LAN の共存方式,” **電子情報通信学会総合大会 2015**, 草津市, B-19-9, 3月 10-13 日, 2015 年.
 - [12] 井上文博, 西尾理志, 守倉正博, 山本高至, 村山大輔, 杉山隆利, “無線 LAN と多数無線 PAN の高信頼共存方式の提案,” **電子情報通信学会総合大会 2015**, 草津市, B-19-10, 3月 10-13 日, 2015 年.
 - [13] 村山大輔, 太田憲行, 鈴木謙一, 三鬼準基, 吉本直人, 雲崎清美 “1G/10G デュアルレート EPON に適した動的帯域割当方法：要求量しきい値の更新をソフトウェア処理により実現する方法,” **電子情報通信学会技術研究報告, 通信方式研究会**, 福江島, Vol. 109, No. 116, CS2009-32, pp. 115-120, 2009 年.
 - [14] 村山大輔, 太田憲行, 鈴木謙一, 三鬼準基, 吉本直人, 葉玉寿弥 “EPON の適用領域拡大に向けた動的帯域割当の検討,” **電子情報通信学会技術研究報告, 通信方式研究会**, 下関市, Vol. 109, No. 399, CS2009-67, pp. 1-6, 2010 年.
-

- [15] 村山大輔, 太田憲行, 鈴木謙一, 吉本直人, 葉玉寿弥 “上り送信要求の方法および送信優先順位の異なる ONU の同時収容を可能にする Diversity DBA,” **電子情報通信学会技術研究報告, 通信方式研究会, 久米島**, Vol. 111, No. 117, CS2011-13, pp. 17–22, 2011 年.
- [16] 村山大輔, 布房夫, 杉山隆利, “キャリアセンスシステムにおける帯域分割伝送の効率的な通信制御方式,” **電子情報通信学会技術研究報告, 通信方式研究会, 八丈島**, Vol. 113, No. 390, CS2013-84, pp. 1–6, 2014 年.
- [17] 田所将志, 村山大輔, 鈴木謙一, 吉本直人, 久保亮吾, “低遅延型 M2M を想定したイーサネット PON 伝送技術の提案,” **電子情報通信学会技術研究報告, コミュニケーションクオリティ研究会, 石川郡**, Vol. 113, No. 208, CQ2013-35, pp. 41–46, 2013 年.
- [18] 船引魁人, 西尾理志, 守倉正博, 山本高至, 村山大輔, 杉山隆利, “RoF 無線 LAN と既存無線 LAN の共存方式の提案,” **電子情報通信学会技術研究報告, 移動通信ワークショップ, 東京**, Vol. 114, No. 492, SRW2014-50, pp. 19–24, 2015 年.
- [19] 井上文博, 西尾理志, 守倉正博, 山本高至, 村山大輔, 杉山隆利, “無線 LAN と多数無線 PAN の共存方式の提案,” **電子情報通信学会技術研究報告, 移動通信ワークショップ, 東京**, Vol. 114, No. 492, SRW2014-51, pp. 25–30, 2015 年.

受賞

[1] 国際会議論文発表奨励賞

慶應義塾大学大学院理工学研究科

2006年10月10日

[2] Best Paper Award

Technical Committee on International Communications Quality and Reliability (CQR), the Institute of Electrical and Electronics Engineers (IEEE)

Date: May 12nd, 2011

[3] 学術奨励賞

電子情報通信学会

2014年3月19日

[4] Certificate of Appreciation

The Institute of Electrical and Electronics Engineers (IEEE) Standard Association

Date: June 18th, 2013

[5] Certificate of Appreciation

The Institute of Electrical and Electronics Engineers (IEEE) Standard Association

Date: February 5th, 2015

その他

[1] 特許登録 16 件 (外国: 8 件, 国内: 8 件)

[2] IEEE 標準化寄書 16 件