

学位申請論文

論文課目

PON (Passive Optical Network) システム  
の省電力化に関する研究

東北大学 大学院情報科学研究科

応用情報科学 専攻

学籍番号 B4ID4502

氏名 氏川 裕隆

# 目次

<b>1</b>	<b>序論</b>	<b>1</b>
1.1	本研究の背景	1
1.2	本研究の目的	4
1.3	本論文の構成	6
	参考文献	8
<b>2</b>	<b>PON システム構成と省電力化の基本特性</b>	<b>9</b>
2.1	従来の PON システムの構成	11
2.2	PON における帯域割当手法	12
2.2.1	固定帯域割り当てによる遅延	14
2.3	PON における省電力化手法	16
2.3.1	<i>cyclic sleep</i> の動作	18
2.3.2	<i>cyclic sleep</i> における消費電力	21
2.3.3	<i>deep sleep</i> における消費電力	23
2.4	従来の省電力化手法と課題	25
	参考文献	27
<b>3</b>	<b>PON の省電力化(<i>cyclic sleep</i>)がトラフィックに与える影響</b>	<b>29</b>
3.1	既存トラフィックとアプリケーション	29
3.2	ONU スリープと TCP トラフィック	30
3.2.1	TCP の基本動作	30
3.2.2	TCP トラフィックに対する <i>cyclic sleep</i> の影響	30
3.2	ガードタイム方式の提案	32
3.2.1	ガードタイム方式における TCP と <i>cyclic sleep</i> の挙動	33
3.3	ONU スリープと接続性確認のための周期トラフィック	37
3.3.1	接続性確認のための周期トラフィック	37
3.3.2	周期トラフィックによるスリープ効果の低減	37
3.4	可変ガードタイム方式の提案	39
3.4.1	可変ガードタイム方式の導入	39
3.4.2	可変ガードタイム方式の設計	41
3.4.3	可変ガードタイム方式の効果	42
3.4.3.2	TCP トラフィックに与える影響の評価	45
3.5	まとめ	47
	参考文献	48

<b>4 省電力化(deep sleep)が与えるトラフィックへの影響</b>	<b>49</b>
4.1 ONU の deep sleep の適用範囲	49
4.2 再送制御と接続断	50
4.3 接続性を確保するタイマ設定の解析	51
4.4 実機における制約と評価	56
4.4.1 スリープ率の見積もり	56
4.4.2 消費電力の評価	57
4.4.2 遅延時間の評価	59
参考文献	61
<b>5 次世代サービスを収容する PON システムと省電力化</b>	<b>62</b>
5.1 次世代のトラフィックとアプリケーション	62
5.1.1 モバイルトラフィックの特徴と定義	62
5.1.2 IoT トラフィックの定義	64
5.2 マルチサービスを収容する PON システムの構成	64
5.3 許容遅延の導入とサービス多重	66
5.4 許容遅延に基づいたスリープ方式の提案	67
5.4.1 バッファリングを行うスリープ方式による効果	68
5.5 許容遅延に基づいた多重化方式の提案	70
5.5.1 許容遅延に基づいた多重化方式と閾値	70
5.5.2 シミュレーションによる提案手法の評価	71
参考文献	76
<b>6 結論</b>	<b>77</b>
6.1 本論文のまとめ	77
6.2 研究の貢献	78
<b>謝辞</b>	<b>79</b>

# 1 序論

## 1.1 本研究の背景

近年，通信トラフィック量の爆発的な増加に伴い，ネットワーク装置によって消費される電力の増加が大きな課題となっている[1]．国内では固定系ブロードバンドサービスとして，xDSL（Digital Subscriber Line）などに比べて遥かに広帯域な FTTH（Fiber to the home）サービスが既に主流となっており[2]，そのサービスに用いられるネットワーク装置の広帯域化も進められてきた[3]．

通信トラフィック量は年々増加し続けているが[4]，これはユーザ数の増加といった単一の要素によるものではなく，動画視聴サービスにおける映像コンテンツの高画質化や，ユーザ端末の処理性能向上に伴い，単位時間あたりに視聴可能なコンテンツの量が増加する，といったように，複数の要因によって連鎖的に引き起こされていると考えられる．

このような通信トラフィックの増加は，ネットワーク装置の省電力化の取り組みを超えて，消費電力の増加をもたらしている．例えば，ネットワーク装置やユーザ端末に使われる主要な部品である CPU や集積回路は，主にプロセスルールの微細化によって，性能の向上と同時に，動作に必要な電圧を下げ，省電力化が実現されてきた．1bit の信号を処理・伝送するのに必要な電力が下がっている一方で，ネットワークに流れるトラフィックはそれよりも早い速度で増加しており，ある試算では，これまでと同程度のトレンドでトラフィック量が増加し続けた場合，2035年には通信機器に必要な電力が2007年における国内の総供給電力を超えるといった懸念も挙げられている[5]．

これまでに積極的に省電力化が進められてきた分野として，電池で駆動するユーザ端末の分野が挙げられる．携帯電話や携帯ゲーム機，持ち運び可能なパソコンやスマートフォンのような，電池駆動のユーザ端末において，消費電力は「連続利用可能時間」といった，市場競争力に直結するパラメータであるため，省電力化が積極的に進められてきた．例えば，ユーザが操作して

いない間に表示画面の輝度を下げるなど、特定の部位に対する電源供給を一時的に抑制あるいは停止することで消費電力を下げるといったアプローチは既に市販の製品に組み込まれている。

しかしながら、一般的にユーザとの直接的なインターフェースを持たず、ユーザ端末から、あるいは他のネットワーク装置から受信したパケットからしかユーザの利用状況を推測することができないネットワーク装置においては、利用状況に応じた省電力化が困難であった。更に、消費電力の低いスリープ状態に遷移してから、パケットを転送できる状態に復帰するまでにかかる遷移時間によって、転送すべきパケットに対して通信遅延を与えてしまうことや、同期などの問題によって他のネットワーク装置にも影響を与えてしまう（例えば論理的な接続が切れてしまう）懸念もあり、ユーザ端末と比較すると、積極的な省電力化が進められてこなかった。

有線の電氣的な通信インターフェースの省電力化を規定する規格として、IEEE 802.3az EEE (Energy Efficient Ethernet)[6]が標準化された。LAN (Local Area Network)に広く利用されている電氣的インターフェースおよび通信方式である、IEEE 802.3の100BASE-Xや1000BASE-Xでは、ユーザによる通信が行われていない間であっても、接続された通信相手と同期が外れないように絶えずアイドル信号を送信し続けるが、EEEによってアイドル信号の送信を抑制する場合の動作LPI (Low Power Idle)が規定された。これらのインターフェースを備えるユーザ端末や電氣的スイッチにおいては省電力化の適用が可能となっている。

通信トラフィックの増加に伴うネットワーク装置の消費電力増が懸念されるようになると、特にアクセスネットワークにおけるネットワーク装置の消費電力が課題視されるようになった。ネットワーク全体の消費電力は、各ネットワーク装置の消費電力とその数で表すことができるが、ネットワークの上位に使われる装置は、装置一台あたりの消費電力が大きい代わりに、必要となる台数が少ない。言い換えれば、上位のネットワーク装置一台あたりで収容するユーザ数が多いと言える。一方で、アクセスネットワークのようにネットワークの下部に配置される装置は、例えばPON (Passive Optical Network)に利用されるONU (Optical Network Unit)1台あたりの消費電力が10W以下と小

さい代わりに、収容するユーザは1名から数名程度と小さいため、必要となる装置の数は非常に多い。結果として、ネットワークの総消費電力のうち、アクセスネットワークの装置が占める消費電力が全体の6割を占めると見積もられており[7]、電力削減のための有力なターゲットとして注目を集めることになった。

それ以降、10Gbps級のPONに関する標準化が行われたITU-TのG.987.3[8]やIEEE 1904.1[9]において、ONUの省電力化を可能にするプロトコルレベルでの規定が定められた。アクセスネットワークにおいて広く用いられているPONでは、P2MP(Point to Multipoint)の通信を行うため、OLT(Optical Line Terminal)がどのONUをスリープさせるかを把握し、どのタイミングで信号を転送するかを把握しないと、パケットロスの発生や、同期が取れないことによるリンク切断が発生してしまう。そのため上述した標準化では、スリープのタイミングやスリープ時間を通知するメッセージや、同期ずれを回避する手段などが規定された。

しかしながら、何を契機に省電力化の動作を開始し、何を契機に通常の動作に戻すのか、といった判断のアルゴリズムや、実際にどのようなアプリケーションに対してどのような影響を及ぼすのかといった評価は詳細に行われてこなかった。更に、今後アクセスネットワークを流れるトラフィックも時代の変遷とともに変化していくと考えられるが、実際にどのようなトラフィックが流れるようになるのか、また、そうしたトラフィックに対してどのような省電力化の手段が効果的か、といったことが明らかになっていない。

## 1.2 本研究の目的

PON システムにおいて、従来の省電力化に関する研究によって明らかにされていたことは、固定的な CBR (Constant Bitrate) のトラフィックを仮定した際に、スリープ時間を長くするほど、スリープによる最大遅延が大きくなるということであった。そのため、QoS (Quality of Service) を考慮した省電力化制御としては、満足させたい遅延規定よりもスリープ時間を短く制限するといったアプローチの提案が行われた。また、定性的には、同じスリープ時間でもスリープの対象となる機器を通るトラフィックの量が多いほど大きな影響を与えてしまう。そのため、そのトラフィックの量に応じてスリープの影響を抑制しようと、スリープ時間を可変にし、初期のスリープ時間を短くして最大値まで増加させていく提案や、トラフィックの流量に応じてリニアにスリープ時間を減衰させていく提案が行われてきた。

しかしながら、こうした従来の研究で想定している CBR トラフィックの特性は、特にインターネット上の様々なアプリケーションに利用されている TCP (Transmission Control Protocol) トラフィックの特性とは大きく異なるため、アプリケーションによっては大きな影響を与えてしまう恐れがある。そのため、代表的なアプリケーションに対して与える影響の定式化や、影響を抑制するための手法の確立、更には、PON システムへの実用化を鑑みれば、実機を用いた評価も行う必要がある。

その一方で、PON システムのように、アクセスネットワークに配備されるネットワーク装置は、データセンタにおけるサーバのような装置とは異なり、長期間サービスを提供し続けることが求められるため、今後ネットワークに流れるようになるトラフィックに対しても適切に制御できるような仕組みを持たなければならない。標準化の舞台では、今後もトラフィックの増加が見込まれているモバイル網におけるスモールセルを効率的に收容すべく、次世代以降の広帯域な PON システムの標準化が進められている。

また、今後膨大な数のノードを收容する必要があるといわれている IoT (Internet of Things) は、現在においても関連サービスが提供され始めており、今後更に盛り上がりを見せると想定される。IoT では、膨大な数のノードに対してインターネットの接続性を与える必要があるため、マスマユーザー向けのイン

ターネット接続サービスなどと比較しても、抜本的な経済化が求められる[10].

本研究はこのような背景を鑑みてなされたものであり、現状のトラフィックに対する省電力化の手段とそれらの影響を明らかにし、今後更なる増加が懸念されているモバイルトラフィックや IoT のトラフィックを経済的に収容するために必要となる次世代の PON システムを明らかにし、その PON システムの上で適用可能な省電力化手段を提供することを目的とする。これらの一連の研究によって、トラフィックの増加に対応し、長期的観点で経済性を達成するアクセスシステムを実現する。



### 1.3 本論文の構成

本論文は主に、基本構成や基本動作を説明する部分である第2章と、オリジナルの結果をまとめた第3, 4, 5章を中心に構成される。

まず、第2章では、一般的なPONの構成として時分割多重TDM (Time Division Multiplexing)や波長分割多重WDM (Wavelength Division Multiplexing)を用いるPONを紹介し、本論文で扱う動的帯域割当や、スリープ制御を概説する。

第3章では、インターネットにおける様々なアプリケーションとして用いられるTCPの送信制御に対して、スリープが与える影響とその抑制手法について述べる。従来研究で提案されているような、送信レートに依存してスリープ時間を決定する手法では、TCPのスロースタートのように、初期の送信レートを非常に小さく設定し、RTT (Round Trip Time)ごとに徐々に送信レートを向上させていく制御に対して最大のスリープ時間が適用されてしまう。その結果、送信レートが増加するまでに必要な時間が長くなってしまう。これらの影響を定式化した上で、スロースタートに影響を与えないガードタイム手法を提案する。ガードタイム手法を単純に適用した場合、TCP以外の周期的なトラフィックが流れているような環境では、スリープによる省電力効果が低減してしまうため、TCPが流れているかどうかを判別する手法を更に提案し、実機を用いた実験によってその効果を実証した。

第4章では、有限回の再送制御を備える通信プロトコルに対して、通信終了に陥らずにスリープ時間をどこまで伸ばし、平均電力を削減することができるかを明らかにする。このような省電力化の検討は、通常時においてはトラフィックに与える影響が大きすぎるために適用が困難だが、停電時のライフライン確保や屋外でのセンサデータ収集などネットワーク装置を電池駆動させるような状況下において、サービスの可用性を確保する上では重要である。具体的には、IP電話のようなVoIP (Voice over IP)通信においても、呼制御は再送制御を備えたSIP (Session Initiation Protocol)によって行われているため、本検討は停電時のライフライン確保のための検討としても適用できる。

第5章では、長期的な観点から、従来の家庭向けサービスとともに、モバ

イルのトラフィックも収容する経済的な PON システムにおいて、更に IoT のトラフィックを効率的に収容するマルチサービスの実現方法と、その構成における省電力化について議論する。従来の多波長 PON における波長切替では、トラフィックの総量の変化に対して、どのように帯域や波長を割り当て、波長の追加や削減を行うかといった議論が行われる一方で、サービス要件を考慮した波長スリープについてはほとんど議論されてこなかった。この章では、許容遅延の大きく異なるモバイルトラフィックと、IoT のトラフィックを多重し、モバイルの厳しい遅延要求を満足させながら、アクティブな波長とスリープさせる波長を使い分けることで、スリープさせる波長においてはより長くスリープ時間を確保できる制御手法を提案する。

最後に、第 6 章では、本研究の結論についてまとめる。

## 参考文献

- [1] Jayant Baliga, Robert Ayre, Kerry Hinton, Wayne V. Sorin, and Rodney S. Tucker, "Energy Consumption in Optical IP Networks," *J. Lightwave Technol.* Vol. 27, pp. 2391-2403, 2009.
- [2] 総務省 "平成 28 年版 情報通信白書"
- [3] 総務省 "我が国のインターネットにおけるトラヒックの集計結果(平成 27 年 11 月分)"
- [4] 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.
- [5] 挾間壽文, 石川浩, "ネットワークトラヒックと電力消費の動向(<小特集> グリーン ICT に向けた光ネットワーク技術)," *電子情報通信学会誌*, Vol. 93, No. 8, pp. 649-653, 2010.
- [6] IEEE Std. 802.3az-2010, "Amendment 5: Media access control parameters, physical layers, and management parameters for Energy-Efficient Ethernet," 2010.
- [7] Akihiro Otaka, "Power Saving Ad-hoc Report," IEEE P802.3av meeting, 2008, [http://www.ieee802.org/3/av/public/2008\\_09/3av\\_0809\\_otaka\\_1.pdf](http://www.ieee802.org/3/av/public/2008_09/3av_0809_otaka_1.pdf)
- [8] ITU-T Recommendation G.987.3 "10-Gigabit-capable Passive Optical Networks (XG-PON): Transmission Convergence (TC) Layer Specifications," 2010.
- [9] IEEE Std. 1904.1-2013 "Standard for Service Interoperability in Ethernet Passive Optical Networks (SIEPON)," 2013.
- [10] 松田尚久, 高木健樹, 堀内翔, 青木宏樹, 芥川愛子, "NFV で実現する IoT ネットワーク," *NEC 技報*, Vol.68 No.3, pp. 36-41, 2016.

## 2 PON システム構成と省電力化の基本特性

経済的な光アクセスシステムを実現するために、国内で広く用いられているネットワーク構成として **Passive Optical Network (PON)** が挙げられる。PON の構成は、図 2-1 に示すように、宅内装置 **ONU** と局側装置 **OLT** を光ファイバで 1:1 に接続する **SS(Single Star)** 構成とは異なり、**OLT** 1 台と、光スプリッタまでの幹線光ファイバを複数の **ONU** で共有する構成となっている。

このため **PON** では、**SS** 構成に比べてファイバ敷設コストや **OLT** の装置コストを削減できるだけでなく、**OLT** 分の消費電力を削減できるというメリットを持つ。

パワースプリッタを用いる **PON** では、図 2-2 に示すように **OLT** から **ONU** に対して送信される下り方向の光信号は論理的には同じである。従って、**ONU** は受信する光信号のうち、どの部分が自分宛のものかを識別し、必要に応じて他の **ONU** 宛に送信されたフレームを破棄する必要がある。対照的に、**OLT** において上り信号を受信する際には、どの **ONU** から送信されたかを受信ポートから識別することができないため、**ONU** は上り信号送信時に識別子をフレームに記載する必要がある。また、複数の **ONU** からの信号がスプリッタで衝突しないように送信タイミングを制御する必要がある。

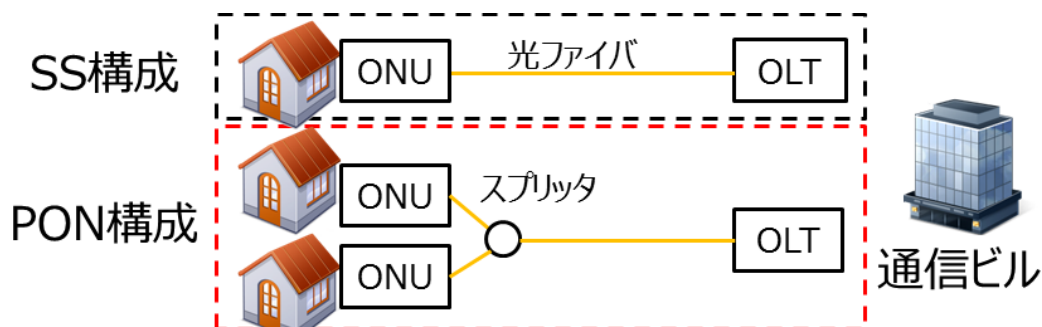


図 2-1. SS(Single Star)構成と比較した PON の構成

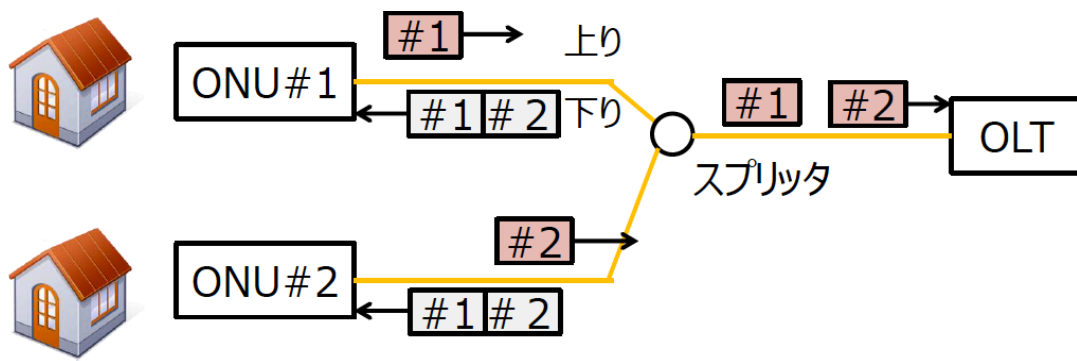


図 2-2. PON における上り方向と下り方向の通信

## 2.1 従来の PON システムの構成

時分割多重を基本とする TDM-PON は現在でも広く利用されており，特に ITU-T で標準化が行われた GPON(Gigabit Capable PON)系の PON[1]と IEEE で標準化が行われた EPON (Ethernet PON)系の PON[2]が一般的に利用されている．標準化で規定されている 1Gbps 級の PON システムでは，上りと下りの波長は分離されており，従って下り信号の送信の有無にかかわらず，上り信号を送信することができる．また，下り信号においては，インターネット等のデータ通信サービス用の波長とは別に映像配信用の波長を設け，下り 2 波長，上り 1 波長の 3 波長を多重するシステムが用いられている．高速化が図られた 10Gbps 級の PON システムでは，既に普及している 1Gbps 級の PON システムとの共存を図るために，1Gbps の下りデータ通信と異なる波長が 10Gbps の下りデータ通信用に割り当てられている [3]．

WDM を活用し，より多くの波長を用いることで，システムの容量を拡張することが考えられるが，利用者ごとに異なる波長を割り当て，波長を占有させてしまうような WDM-PON では，経済性の確保が難しい．そのため，TDM-PON よりも多くの波長を用い，各波長で TDM-PON のように複数の利用者を収容することで，WDM の拡張性と TDM の経済性を同時に備える TWDM-PON[4] が注目されている．TWDM-PON では，特に波長や帯域を動的に割り当て，システムの利用効率を高めることが重要となる．

今後モバイルトラフィックが更に増加していくことを踏まえ，モバイルトラフィックの収容も視野に入れた次世代以降の PON システムとして，40Gbps 級の PON システムである NG-PON2[5-6]が期待されている．ITU-T G.989 シリーズによって規定される NG-PON2 では，10Gbps×4 波長といったように，波長多重を併用することでシステムの総帯域を大幅に増加させることを想定している．

## 2.2 PONにおける帯域割当手法

TDM-PONでは、複数のONUから送信される上り信号が伝送路中で衝突しないように、どのONUが、どのタイミングで上り信号を送信してよいか（つまり、送信開始時刻および送信終了時刻）をOLTが割り当てる。このOLTによる帯域割当を適切に行うことで、ONU間での公平性を考慮したり、上りの帯域利用効率を向上させたり、遅延を低減することができる。

ONUから、キューに蓄積しているデータ量などをreportとして申告し、申告された値を基にOLTが動的に帯域割当を行うSR-DBA (Status-report Dynamic Bandwidth Assignment)[7-8]方式は、通常上りのデータを送信する前にreportを送信して、その結果割り当てられる送信許可(grant)を待つ必要があるため、送信開始時の遅延が大きくなる傾向があるが、帯域の利用効率を高めることができる。一方、ONUに上り信号が到着しているかどうかにかかわらず、常に固定的に帯域を割り当てるFBA (Fixed Bandwidth Assignment)方式では、固定的に割り当てられた帯域よりも送信量が小さい場合には低遅延を実現し易い一方で、帯域の利用効率を高めることが困難である。

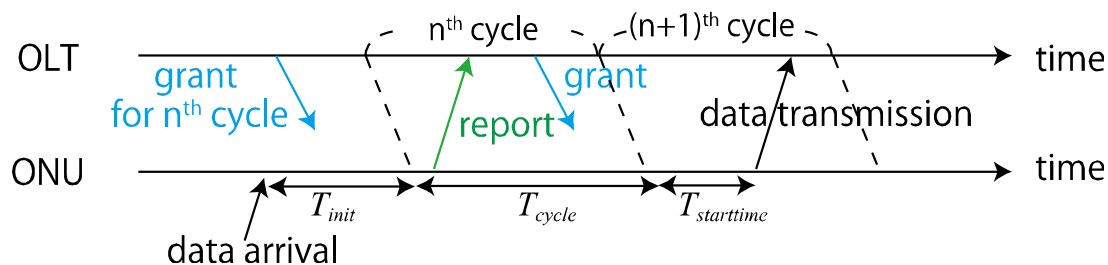


図 2-3. SR-DBA による動的帯域割当のシーケンス

図 2-2 に示す PON の SR-DBA によって，ONU に到着したパケットが受ける遅延  $D_{wait\_DBA}$  は，式(2.1)で表すことができる．

$$D_{wait\_DBA} = T_{init} + T_{cycle} + T_{starttime} \quad (2.1)$$

ただし，帯域割当周期  $T_{cycle}$  ごとに，接続されている全ての ONU に対して report の送信権を与え，割当周期の前半に report 送信を行い，全 ONU の report 送信枠の後にユーザデータの送信権を割り当て，ユーザデータの送信タイミングは帯域割当周期の開始時刻からの差分  $T_{starttime}$  として与えるとする．また， $T_{init}$  はユーザデータが ONU に到着してから，次の帯域割当周期の開始時刻までの差分である．

ユーザデータの到着が時刻と独立であることを考慮すると， $T_{init}$  は，不等式(2.2)で示される範囲で動く．また， $T_{starttime}$  は，式(2.3)に示すように，該当の割当周期において他の ONU からの送信がない場合は report 送信枠に近づき，輻輳している際には帯域割当周期から最短バースト長  $T_{min\_burst}$  を減じた値までの範囲で動く．ただし，同一の PON に収容されている ONU の台数を  $n$  とし，データ送信前に各 ONU から最短バースト長で report の送信を行うこととする．

$$0 \leq T_{init} < T_{cycle} \quad (2.2)$$

$$n \times T_{min\_burst} \leq T_{starttime} < T_{cycle} - T_{min\_burst} \quad (2.3)$$

一方，固定的に帯域を割り当てる FBA では，report を送信せずに帯域が割り当てられるため，遅延  $D_{wait\_FBA}$  は，固定的に割り当てられる帯域を時間に変換した  $T_{bw}$  の間は常に送信が可能のため，不等式(2.4)で示される範囲で動く．ユーザデータの送信量が固定的に割り当てられる帯域よりも小さいことが保証できれば，帯域割当周期  $T_{cycle}$  を短くすることで，遅延を低減することが可能である．ただし，帯域割当周期を短くするほど，下り帯域に占める grant 送信のオーバーヘッドの割合が大きくなり，バースト間ギャップのような PON オーバーヘッドが上り帯域に占める割合も大きくなり，ユーザデータを格納するペイロードとして利用できる帯域幅は狭くなる．

$$0 \leq D_{wait\_FBA} < T_{cycle} - T_{bw} \quad (2.4)$$



### 2.2.1 固定帯域割り当てによる遅延

モバイルフロントホールの収容のように、非常に厳しい低遅延要求を PON で実現するには、到着時刻が未知のユーザデータに対して事前に送信許可を割り当てる FBA の活用が考えられる。ただし、PON では、複数の ONU が同時に接続され、帯域も有限であることから、与えられた条件下で達成可能な低遅延性には制約が存在する。

図 2-4 に、ラインレートが 10Gbps の PON において FBA で達成可能な上り方向の遅延と利用可能な最大ペイロード長を示す。なお、NG-PON2 を想定し、8 台から 32 台の ONU に対して、割当周期ごとに固定的に送信許可を割り当て、Physical Layer Overhead と呼ばれる上りバースト信号間の間隔として 400ns、FEC(Forward Error Correction)としてリードソロモン符号 RS(248,232)を想定した。

図 2-4 からわかるように、収容 ONU 数が 32 台の場合には、標準的な Ethernet MAC フレームの最大長である 1518byte のパケットを送信しようとする、最短でも  $60\mu\text{s}$  程度の制御遅延が発生する。ただし、この制御遅延は伝搬遅延を含んでいないため、距離に応じた伝搬遅延が更に発生する。

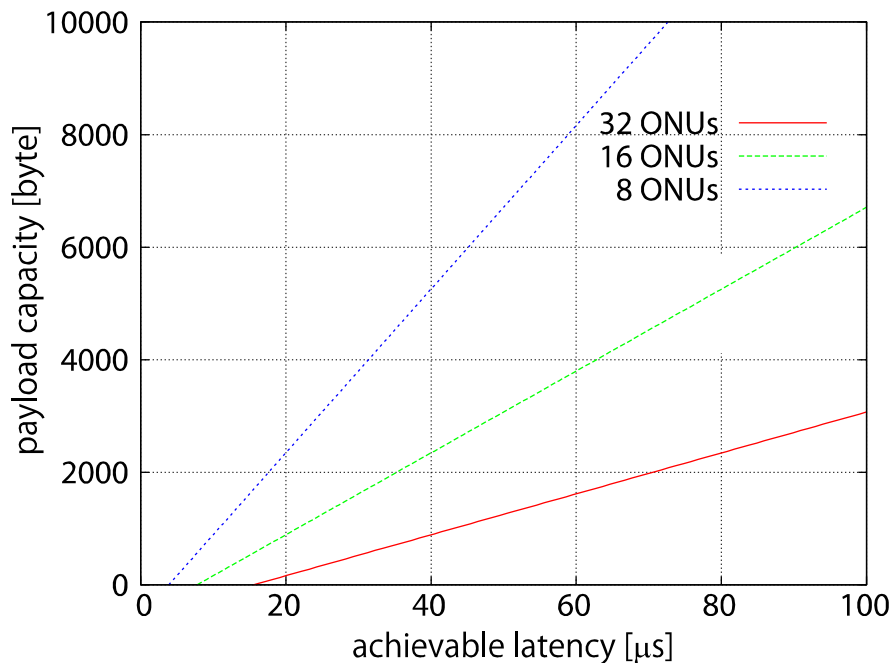


図 2-4. 10Gbps 級 PON において FBA で達成可能な遅延と利用可能な最大ペイロード長 [16]

一方で、必要となる帯域の観点から考えるために、図 2-5 にペイロード長を 2000byte とした時に、低遅延を達成するために必要となる総帯域を示す。図 2-5 からわかるように、想定した条件下においては、1Gbps 級の PON システムでは、制御遅延の最大値を  $100\mu\text{s}$  以下に抑えることが不可能であることがわかる。しかしその一方で、ラインレートが 10Gbps の PON システムにおいて、収容する ONU 台数を制限し、8 台とした場合には、 $50\mu\text{s}$  程度の遅延を達成しながら、帯域には余裕が生じることがわかる。

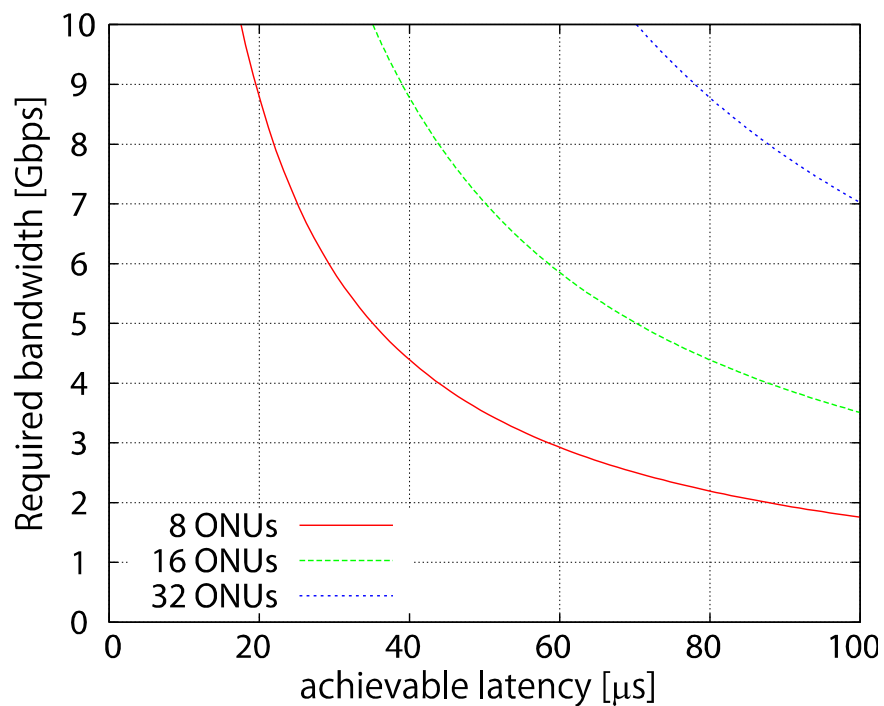


図 2-5. PON において FBA で達成可能な遅延と必要な総帯域 [16]

## 2.3 PONにおける省電力化手法

PONにおける省電力化手法としては、ITU-T G. supplement 45[9]にまとめられているように、電力の削減効果とトラフィックに与える影響の大きさから、大別して3つの手法に分類できる。まず、Power sheddingと呼ばれる、使用されていない部位に対する電力供給の停止が挙げられる。これは、例えば映像サービスを契約していない利用者のONUに対して、映像サービスで利用するポートに対する電力供給を停止する省電力化や、媒体が接続されていないポートに対する電力供給を止めるといった省電力化であり、基本的には通信に対する影響を与えない。次に、fast sleepと呼ばれる手法が挙げられる。これは、PON区間にトラフィックが流れていない間、ONUの上り送信器や下りの受信器に対する電力を一時的に抑制する手法である。fast sleepは更に、上り送信だけを一時的に停止するdozeと、下り受信も一時的に停止するcyclic sleepと分類することができる。IEEE 1904.1[10]では、非常に近い概念をそれぞれTx sleepと、TRx sleepとしてEPONにおけるスリープの動作について規定している。最後に、前述のfast sleepよりも長時間のスリープを実施し、リンクダウンなどによって、トラフィックへ更に大きな影響を与える手法は、deep sleepに分類される。

PONでは、上り通信においては複数のONUから衝突しないように上り信号を送信するために、自身が送信を許可された時間以外は送信を停止するバースト送信という機能が備わっている。一方、下り受信においては、自身宛てのフレームがいつ到着するかを事前に知ることはできず、常に信号を受信し続けることを前提としたシステムとなっているため、通常ONUに用いられる光部品の過渡的な応答は、送信器よりも受信器の方が長くなっている[11]。

ONUのスリープにおいて特に課題となるのは下り信号の受信である。上り信号はONUに到着するため、送信すべきデータの有無をONUで即座に把握することができ、OLTの受信器が常に受信可能であるため、従来の上り送信に対して大きな遅延を付加せずに送信することが可能である。一方、下り信号はOLT側に到着するため、ONUは周期的に下りデータが到着していないかどうかをOLTに問い合わせる必要がある。この問い合わせの周期が長いほど、下り信号に対する最大遅延が増加する。

また、ONUは前述のとおり、OLTが与える送信許可に対して忠実に送信タイミングを守る必要があり、ONUの持つタイマがOLTの持つタイマとずれて送信タイミングがずれてしまうと、他のONUからの上り信号と衝突して通信が行えなくなってしまうため、受信した下り信号からOLTの持つタイマを抽出し、タイマの調整を行う必要がある。EPONにおいてはタイムスタンプドリフトという規定があり、OLTおよびONUにおいて、受信したフレームからお互いのタイムスタンプを検査し、一定値以上ずれていた場合にリンクを切断する。具体的にはそれぞれ、OLTにおいては192ns、ONUにおいては96nsを超えるずれによってリンクが切断されてしまう。ONUやOLTで用いるタイマの精度によっては、受信器を長期間停止させてしまうとこの同期が取れなくなってしまう恐れがあるため、ONUがスリープから復帰する際には下り信号を受信し、ONUのタイマを調整してから上り信号を送信するといった仕組みが必要となる。

下り信号の受信では、更に、OLTにおいて、受信器を停止しているONU宛でのデータが到着した際に、ONUがスリープから復帰するまでOLT側にデータを保持しておく必要がある。ONUが受信できない状態の時にOLTがデータをそのまま送信してしまうと、送信されたデータが失われてしまう。その一方で、ONUが受信可能な状態になってからもデータを送信せずに保持し続けてしまうと、遅延が増大し、バッファサイズや受信データ量によってはデータが溢れてしまう。この際に、データが失われないようにするためには、最悪条件を想定すると、最大入力レートと出力レートの差に対して、時間との積をとったバッファサイズが必要となる。具体的には、OLTにおける下りの最大入力レートを10Gbpsとした場合、出力を停止している間はその差が10Gbpsとなるため、データを喪失しないように100msの間スリープを実施する場合には、これらの積となる1Gbit以上のバッファを用いて、正確にタイミングを制御する必要がある。そのため、OLTは、ONUがいつからいつまでスリープ状態に留まっているのかを把握する必要がある。

こうした一連の課題を解決するために、上述した標準ではOLTでONUのスリープ時間を把握するために用いるメッセージや、ONUにおいてOLTとの同期を復旧させるための状態遷移などが定義された。

### 2.3.1 cyclic sleep の動作

図 2-6 に、具体的に ONU が cyclic sleep 動作を実施するための PON システムの構成を示す。帯域割り当てと同様に、OLT が ONU のスリープ動作を管理し、ONU においてもスリープ制御を行うため、それぞれに制御部が含まれる。また、前述のように OLT で下りトラフィックを監視し、ONU で上りトラフィックを監視することで、トラフィックの到着状況に応じた cyclic sleep 動作が可能となる。

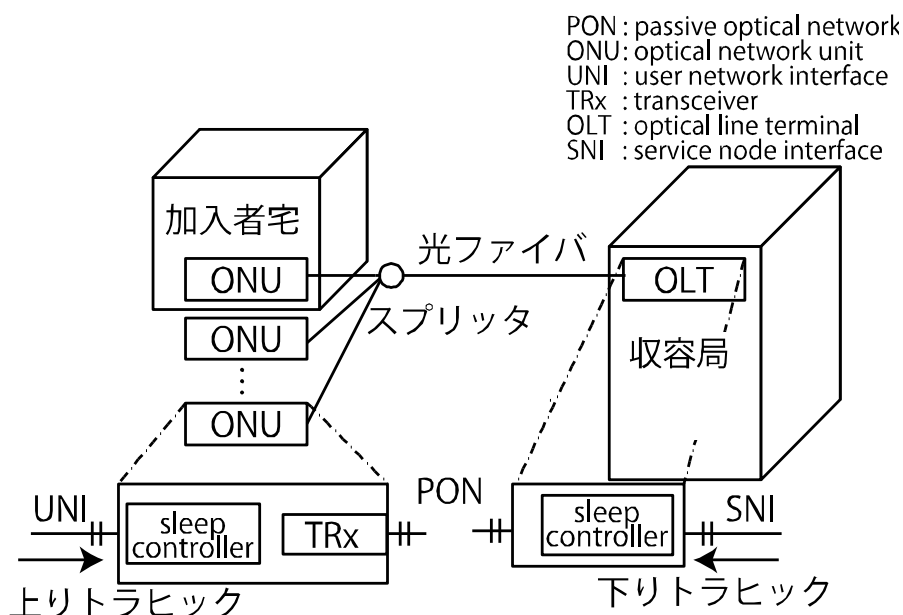


図 2-6. cyclic sleep が動作する PON システムの構成

IEEE 1904.1 では、スリープ制御メッセージが定義されており、このメッセージを用いてスリープの許可や指示を行うことができる。Ethernet PON において cyclic sleep に相当する、IEEE 1904.1 の TRx sleep の動作シーケンスを図 2-7 に示す。なお、図 2-7 では説明のため、スリープの指示を受けて確認応答を返すといった動作は省略してある。

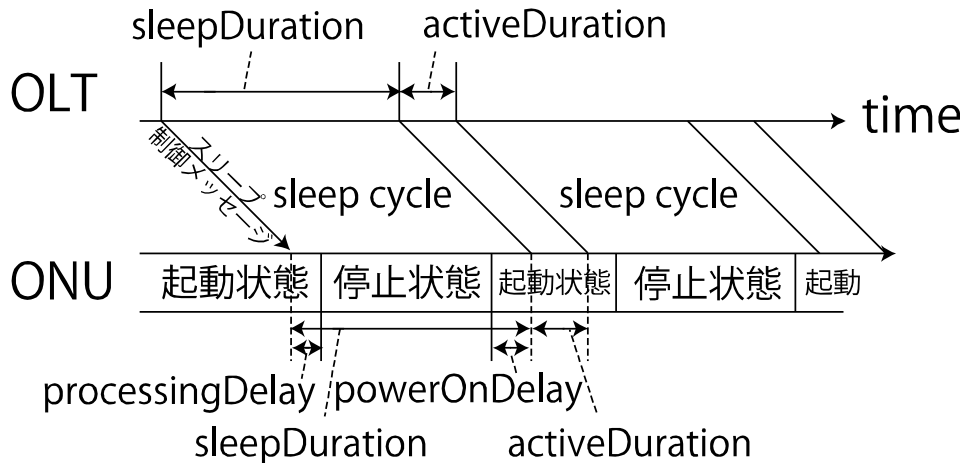


図 2-7. IEEE 1904.1 における TRx sleep の動作シーケンス

先述の通り，ONU の光受信器も停止させる TRx sleep においては，OLT は ONU がスリープ中に到着したデータを一時的にバッファし，ONU が起床したタイミングで送信する必要がある．IEEE 1904.1 では，図 2-7 に示すように，OLT と ONU でスリープ機能についての共通のタイマを持つことで，ONU の起床タイミングを把握する．スリープ時間を表す `sleepDuration` には実際にスリープ対象部に対する給電が停止している時間に加え，立ち下がり時間を表す `processingDelay` と，立ち上がり時間を表す `powerOnDelay` が含まれ，`activeDuration` の間は ONU が起床しデータの送受信が可能な状態となるように規定されている．

実例として，このシーケンスに従って動作する試作装置を用い，各パラメータを表 2-1 に示す通りに設定した際の ONU の消費電力の遷移を図 2-8 に示す．消費電力は ONU 起床時の平均消費電力を 1 とし，その電力に対する比（消費電力比）で示している．

図 2-8 を見てわかるとおり，立ち上がり時間などの遷移時間があるために，指定したスリープ時間である `sleepDuration` の 100ms よりも，実際に消費電力が低減している期間は短く，80ms 程度となっている．

表 2-1. TRx sleep に使用したパラメータ

パラメータ	値
<i>sleepDuration</i>	100[ms]
<i>activeDuration</i>	10[ms]
<i>powerOnDelay</i>	20[ms]

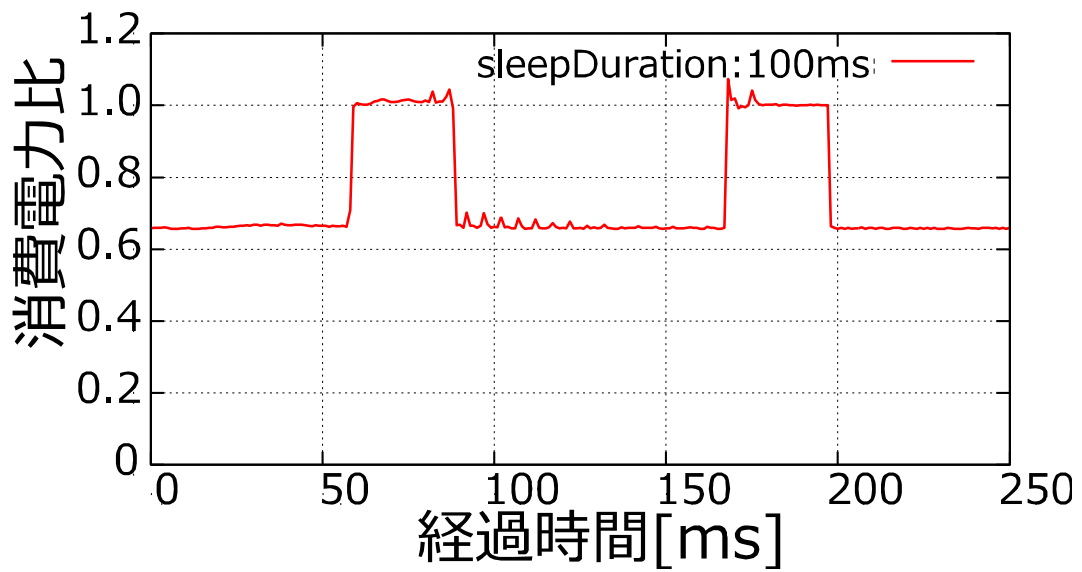


図 2-8. TRx sleep を実施した際の消費電力の推移

### 2.3.2 cyclic sleep における消費電力

ONU の平均電力  $P_{ONU}$  は、スリープへの遷移やスリープ状態からの復帰を含めたスリープ時の電力  $P_s$  と、通信可能な状態の電力  $P_a$  を用いて表すことができる。トラフィックが全く到着しない場合や、トラフィックの到着状況に依らずに常に一定のスリープ時間  $T_s$  と、一定の通信時間  $T_a$  を与え、遷移時間をスリープ時間に対して非常に短くできる場合、遷移時間の項を含めずに式(2.5)で近似できる。

$$P_{ave} = \frac{(P_a \times T_a + P_s \times T_s)}{T_a + T_s} \quad (2.5)$$

次に、トラフィックの到着によって実際にスリープを達成できた時間が動的に変化した場合、 $i$  番目のスリープの実施において、前回のスリープ実施からの経過時間を  $T_a(i)$ 、遷移時間も含めて実際にスリープした時間を  $T_s(i)$  とおく。ここで、通信可能な状態からスリープ状態に遷移するまでの時間を  $T_{off}$  とし、その遷移の間時間変化する電力を  $P_{off}(t)$ 、同様にスリープ状態から通信可能になるまでの時間と電力をそれぞれ  $T_{on}$  および  $P_{on}(t)$  と定義すると、観測対象となる  $n$  回分のスリープを通じての平均電力  $P_{achieve}$  は式(2.6)で表すことができる。ただし、遷移時の電力を式(2.7)で示す  $P_{transit}$  として表している。

$$P_{achieve} = \frac{(P_a \sum_i^n T_a(i) + P_s \sum_i^n (T_s(i) - T_{on} - T_{off})) + n \times P_{transit}}{\sum_i^n T_a(i) + \sum_i^n T_s(i)} \quad (2.6)$$

$$P_{transit} = \left( \int_0^{T_{on}} P_{on}(t) dt + \int_0^{T_{off}} P_{off}(t) dt \right) \quad (2.7)$$

これらの式から、上記のいずれの平均電力も、 $P_a$  と  $P_s$  の範囲で変化し、達成したスリープ時間が長いほど、また、スリープ状態からの復帰回数が少ないほど、平均電力が小さくなることは明らかである。

実機におけるスリープ時の ONU の電力  $P_s$  が、通信可能な状態の電力  $P_a$  に対してどの程度削減されるのか、また状態遷移にどの程度時間がかかるかは、スリープ時に ONU のどの部品に対する電力供給を停止するのかといったことや、その部品の電力供給に対する応答性能にも依存する。[11]によれば、送信器の応答が 1ms 以下、受信器の応答が数 ms 程度と報告されている。また、一例



ではあるが, 図 2-9 に 10Gbps 級 PON の ONU のスリープの電力推移を示す. 送信器に対する電力供給の停止によって 2 割程度, 受信器に対する電力供給の停止によって 4 割弱の電力が一時的に低減していることを確認できる.

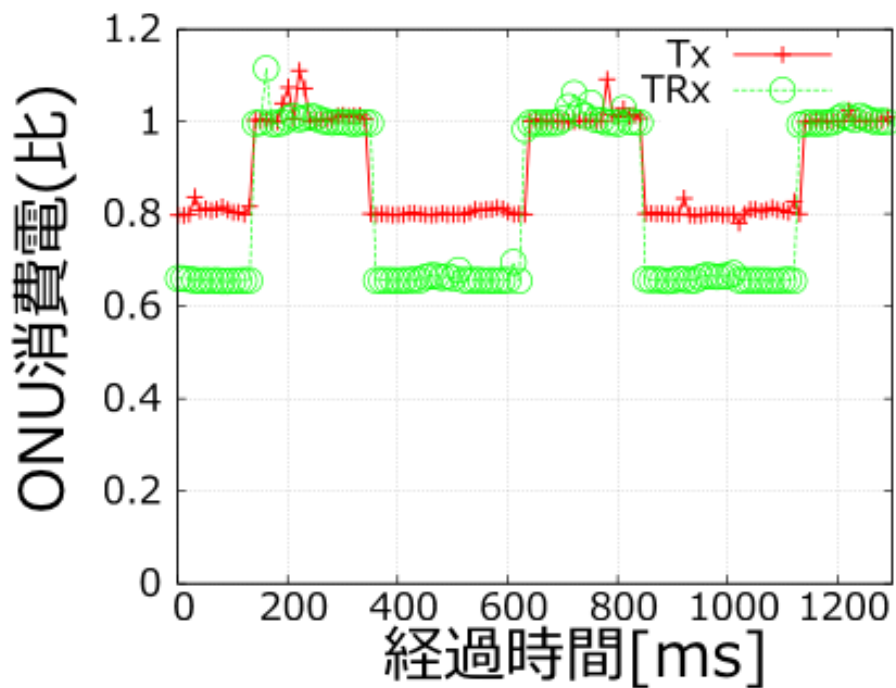


図 2-9. 10Gbps 級 PON ONU による cyclic sleep(TRx sleep)と doze(Tx sleep)の消費電力

### 2.3.3 deep sleep における消費電力

deep sleep においても、基本的な動作や抽象化されたモデルとしては cyclic sleep と同一のものを利用できるが、図 2-10 に示すように、高い電力消費を伴うシーケンスがスリープの遷移に含まれる場合、式(2.6)で示される消費電力が式(2.7)の  $P_{transit}$  によって受ける影響は大きくなる。

高い電力消費を伴うシーケンスとは、具体的には例えば、ONU の電源 OFF から ON に切り替えた際の、BIST(Built-in Self Test)におけるメモリチェックのための読み書きや、CPU 負荷の高い OS イメージの展開などが挙げられる。ただし、deep sleep においては先述の通り、cyclic sleep 以上にスリープ状態についての定義が抽象的なため、具体的な消費電力や復帰にかかる応答時間は実装に大きく依存する。スリープ状態において何に対しての電源供給を停止するかをはじめとして、deep sleep のスリープ状態から復帰する際に、メモリチェックを行うかどうか、行う場合にどのようなメモリチェックを行うのか、OS の再起動を伴うかどうか、OS イメージが圧縮されているかどうか、OS イメージの容量がどの程度か、など、電力や応答時間に影響を与える実装の選択肢は多岐に渡る。

具体例として、10Gbps 級 PON の ONU に対して deep sleep を実装した際の消費電力の推移を図 2-11 に示す。この例では、スリープ状態において ONU の光送受信器に加えて、MAC チップに対する電力供給も停止しているため、スリープ状態の消費電力が起床状態の電力の平均に比べて 90%以上低い値を示している。その一方で、スリープ状態からパケットが受信できるようになる起床状態に復帰するまでの応答時間は 15 秒以上と、非常に長くなっている。これは、MAC チップに対する電力供給停止および再開に伴って、メモリチェックや OS の再起動といった初期化処理が行われているためである。また、スリープ状態からの復帰する際の消費電力が、起床状態の電力の平均よりも高いことが確認できる。

なお、図 2-10 および図 2-11 の消費電力の推移に示されている通り、ONU の deep sleep を適用した場合に、パケットが受信可能な期間において cyclic sleep や doze を適用するなど、複数の省電力化手段を併用することも可能である。

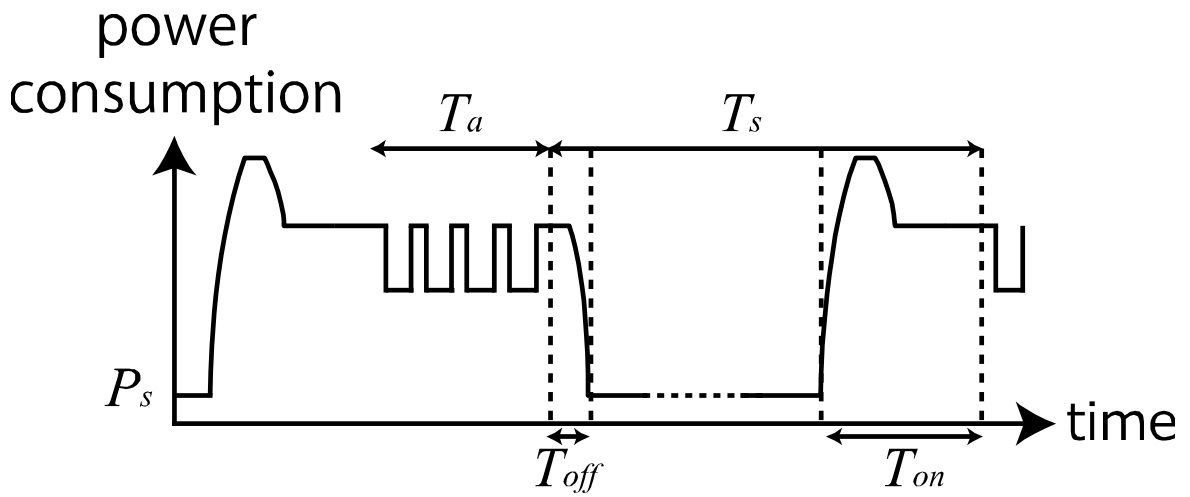


図 2-10. deep sleep のシーケンス

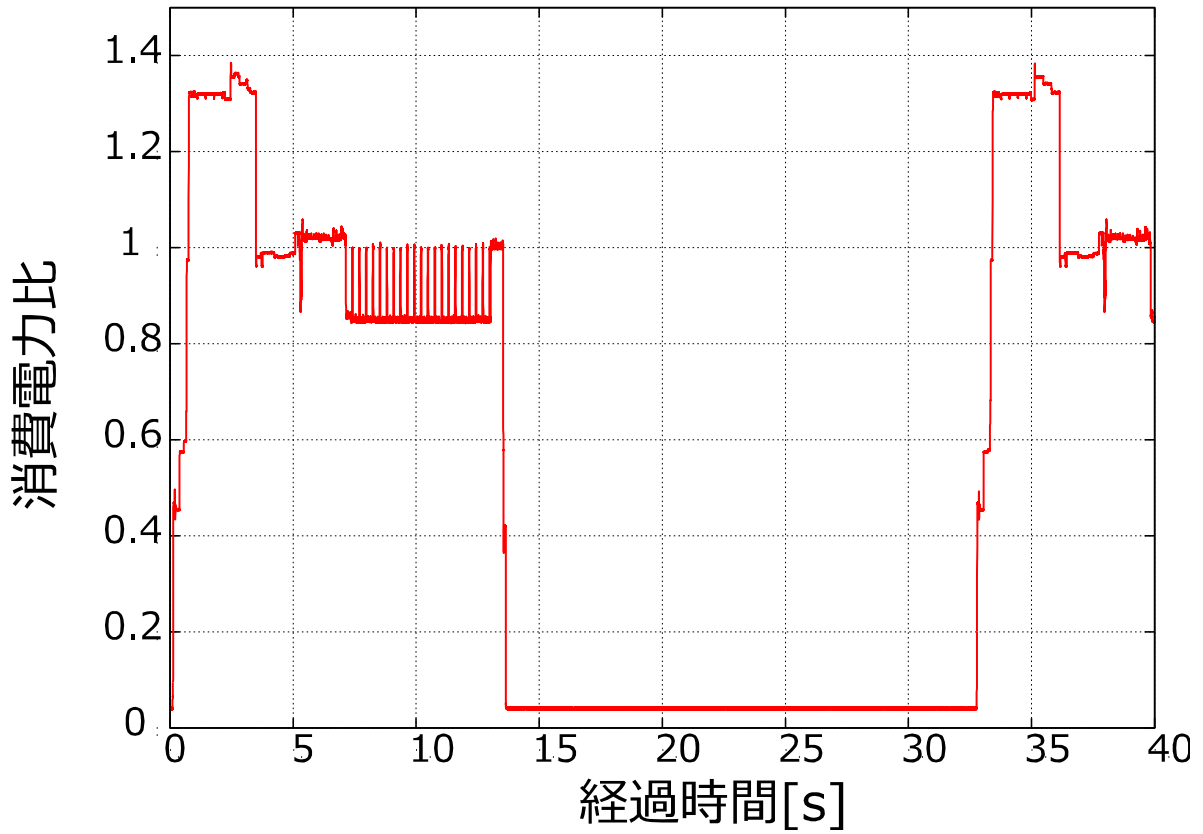


図 2-11. 10Gbps 級 PON ONU による deep sleep の消費電力推移

## 2.4 従来の省電力化手法と課題

本節では、従来の省電力化手法とその課題について述べる。前節で示した通り、PONにおける省電力化では、どの部位に対しての電力供給を停止させるか、どの程度長く停止させるかによって、得られる省電力効果とトラフィックに与える影響が変化する。

PONの省電力化において、どの程度のスリープ時間が適切かを検討した[12]では10Gbps級のONUを想定して消費電力と応答時間を仮定し、スリープを適用した場合のONUの消費電力を見積もっている、この検討においては、ONUの光受信器の応答時間が2msないし5msかかる場合に、スリープ時間を0msから30ms程度まで変化させる間は、ONUの消費電力が大きく低減される一方で、スリープ時間を50msから100msまで変化させる間にほとんど消費電力が低減されていないことを示している。このことから、提示した前提においては、25-30ms程度のスリープ時間が好ましいと述べている。これは、トラフィック到着を想定しない場合において、応答時間に対して十分にスリープ時間が長い場合、スリープからの復帰によって一時的に消費される電力は無視できるほど小さくなるため、スリープ時間をそれ以上長くしても削減効果の向上が見込めないことを示している。

一方[11]では、ONUのスリープにおいて実際に利用可能な受信器の構成を複数明らかにしたうえで、それぞれの応答時間と、応答時間に合わせたスリープ時間によって得られる省電力効果を明らかにしている。従来の連続信号を前提とした、CM-CDR (Continuous Mode Clock Data Recovery) を含む受信器の構成では、受信器に対する電源供給を停止する場合と、受信器に対する電源供給を維持したまま多重化部のみに対する電源供給を停止する場合とを比較している。これらの比較において、受信器に対する電源供給を停止する場合、トラフィックが存在しない場合にはスリープ時に500mW程度の電力削減が期待できるが、固定的なトラフィックが存在した場合には、応答時間が2msあるいは5ms程度必要となるため、トラフィック到着の度にスリープから復帰することを前提とすると、ほとんどスリープによる電力削減効果が得られないことを示している。

このような、ONUに単一の送受信器を持たせる構成に加えて、[13]では、

1Gbps と 10Gbps の複数のリンクレートの送受信機構を ONU および OLT に具備し、流れるトラフィック量によって、それらを切り替え、更に、トラフィックがほとんど流れていない状況下ではスリープを行う方式を提案している。この提案においては、予め閾値となる時間間隔を規定し、固定的なトラフィックを前提として、閾値よりも短い周期でトラフィックが到着した場合には別途指定した時間分スリープを実施する。著者らは、25Mbps, 50Mbps, および 100Mbps のトラフィックを流した場合の、それぞれの遅延と消費電力を数値計算によって見積もり、実機による遅延評価を行なっている。

QoS を考慮した検討として、[14]では、ITU-T Y.1541 で勧告されているような、ウェブブラウジングや、VoIP や映像視聴など、アプリケーションごとに規定されたトラフィックの許容遅延に応じてスリープ時間を変動させることで、ユーザに与える影響を抑制する提案を行なっている。また、QoS の観点からは、[15]においても、トラフィックの SLA (Service Level Agreement) を考慮し、レイヤ 2 の QoS 制御手段である VLAN の優先度を用いてスリープ時間を制御する提案が行われている。

このように、従来の PON 省電力化の研究においては、固定的なトラフィックに対して QoS を考慮しているものの、動的に変化するトラフィックに対する影響の評価は十分に行われていない。

## 参考文献

- [1] IEEE Std. 802.3ah-2004, "Part 3: CSMA/CD Access Method and Physical Layer Specifications Amendment: Media Access Control Parameters, Physical Layers, and Management Parameters for Subscriber Access Networks," 2004.
- [2] ITU-T Recommendation G.984.1 "Gigabit-capable Passive Optical Networks (GPON): General Characteristics," 2008.
- [3] 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.
- [4] S. Kimura, "WDM/TDM-PON Technologies for Future Flexible Optical Access Networks," in Proc., IEEE OECC, Sapporo, pp. 14-15, 2010.
- [5] ITU-T Recommendation G.989.1 "40-Gigabit-capable Passive Optical Networks(NG-PON2): General Requirements," 2013.
- [6] 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.
- [7] ITU-T Recommendation G. 983.4 " Gigabit-capable Passive Optical Networks (G-PON): Transmission Convergence Layer Specification," 2014.
- [8] Tsutomu Tatsuta, Noriyuki Oota, Noriki Miki, and Kiyomi Kumozaki, " Design Philosophy and Performance of a GE-PON System for Mass Deployment," Journal of Optical Networking, Vol. 6, No. 6, pp. 689-700, 2007.
- [9] ITU-T G. Supplement 45, "GPON Power Conservation," 2009.
- [10] IEEE Std. 1904.1-2013 "Standard for Service Interoperability in Ethernet Passive Optical Networks (SIEPON)," 2013.
- [11] S-W. Wong, L. Valcarenghi, S-H. Yen, D. R. Campelo, S. Yamashita, and L. Kazovsky, "Sleep Mode for Energy Saving PONs: Advantages and Drawbacks," IEEE GLOBECOM Workshops, pp.1-6, 2009.
- [12] Jeff Mandin "EPON Power Saving via Sleep Mode," IEEE P802. 3av 10GEPON task force meeting, 2008.
- [13] Ryogo Kubo, Jun-ichi Kani, Hirotaka Ujikawa, Takeshi Sakamoto,

Yukihiro Fujimoto, Naoto Yoshimoto, and Hisaya Hadama, "Study and Demonstration of Sleep and Adaptive Link Rate Control Mechanisms for Energy Efficient 10G-EPON," *Journal of Optical Communications and Networking*, Vol. 2, No. 9, pp. 716–729, 2010.

[14] L. Valcarenghi, M. Chincoli, P. Monti, L. Wosinska, and P. Castoldi, "Energy Efficient PONs with Service Delay Guarantees," in *Sustainable Internet and ICT for Sustainability (SustainIT)*, pp. 1-8, 2012.

[15] Lei Shi, Biswanath Mukherjee, and Sang-Soo Lee, "Energy-efficient PON with Sleep-mode ONU: Progress, Challenges, and Solutions," *IEEE Network*, vol. 26, no. 2, pp. 36-41, 2012.

[16] Hirotaka Ujikawa, Ken-Ichi Suzuki, Akihiro Otaka, Hiroki Nishiyama, and Nei Kato, " Energy-efficient Service Multiplexing on Profile-based TWDM Access Systems," *IEEE Internet of Things Journal*, Accepted.

# 3 PON の省電力化(cyclic sleep)がトラフィックに与える影響

## 3.1 既存トラフィックとアプリケーション

通信を利用する代表的なアプリケーションとして、これまでは大まかにインターネット・電話・映像といった、転送量と許容遅延が大きく異なるアプリケーションに分類されがちであった。

一方で、ネットワークの省電力化においては、微視的なトラフィックの挙動によってスリープを実施するかどうかを判断するため、アプリケーションがネットワークに対してどのような入出力を行うかを、より詳細に把握する必要がある。

例えば、従来研究の多くが仮定しているトラフィックモデルである CBR、つまり、常に固定の間隔でパケットが到着するような振る舞いは、実際には RTP (Real-time Transport Protocol)を用いる VoIP やストリーミング再生を行う一部の VoD (Video on Demand)など、特定の領域には適用可能である一方で、その他のアプリケーションについては異なる検討が必要となる。

短いテキストを散発的に送受信するメールや SMS (Short Message Service) のようなアプリケーションや、ウェブ閲覧のように容量の小さなファイルを多数受信するアプリケーション、一定のビットレート・間隔でパケットを送受信し続ける音声通話、音声通話よりもビットレートが高い一方でパケットの送受信間隔が必ずしも一定ではないビデオストリーミング、そして映像コンテンツやアプリケーションといった大容量のファイルダウンロードなど、特徴の異なる様々なトラフィックが発生する。しかし、こうしたアプリケーションの大半は TCP/IP を用いて実装されており、インターネットに対して送受信される通信量（パケット数およびバイト数のいずれも）に対する割合も多いため、TCP の送信制御に対するスリープの影響を明らかにすることで、多くのアプリケーションが生成するトラフィックに対する影響を知ることができる。



## 3.2 ONU スリープと TCP トラフィック

### 3.2.1 TCP の基本動作

TCP[1-3]では、受信者がデータを受け取る度に確認応答 ACK (Acknowledgement)を返すことでデータの到達性を確認している。また、送信者は輻輳ウィンドウサイズ `cwnd` (congestion window size)というパラメータを持ち、ネットワークに輻輳が発生しないように送信量を制限する。送信者は、`cwnd` の値までは、ACK を待たずにデータを送信することができ、送信者は ACK パケットを受け取る度に `cwnd` を増加させる。通信開始時に、`cwnd` を小さな値から指数的に増加させていく制御をスロースタートと呼ぶ。

スロースタートでは、送信者の `cwnd` は ACK 受信を契機に増加するため、送信レートの増加速度は TCP のエンド端末間の往復遅延時間 RTT (round trip time) に大きく依存する。また、TCP は `cwnd` 分まとめて送信を行うため、`cwnd` が小さい期間では、まとめて送信されるパケット群とパケット群の間隔は RTT にほぼ等しい。

### 3.2.2 TCP トラフィックに対する cyclic sleep の影響

図 3-1 に示す要領で、TCP トラフィックに対してスリープ時間を変化させて cyclic sleep を実施したところ、図 3-2 に示すように、スリープを実施しなかった際の TCP の送信レートに比べて、スリープ時間を長く設定するほど送信レートの増加が遅れていることを確認できる。

具体的には、スリープを実施しなかった際には TCP の送信端末における送信レートが、送信開始から 0.5s 程度で約 1Gbps に到達しているのに対して、スリープ時間が 20ms の cyclic sleep を実施した際には、送信レートが 1Gbps に到達するまでに 1s 以上かかっている。

ONU スリープの従来の研究で想定されていた通信への影響は、スリープ時間を越えない範囲でのフレームに対する遅延であり、スリープ時間が 20ms の cyclic sleep であれば、最大 20ms 程度の遅延であった。しかし、TCP の送信レートにおいては、1 ウィンドウ分のパケットのやり取りの度に影響を受けるため、その影響は大きくなる。更に、通信を開始してから送信レートが増加しきるまでの一定時間に受信されるデータ量という観点では、送信レートの積

分値となるため、更に大きな差となって現れることがわかる。これは例えば、図 3-2 においてスリープを実施しなかった場合と、20ms の cyclic sleep を実施した場合の、通信開始から 0.5s までに受信したデータ量の差を考慮すれば明らかである。

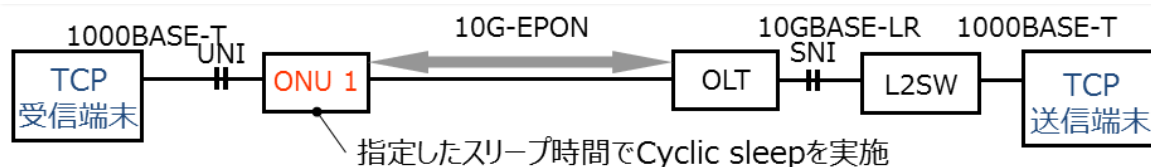


図 3-1. TCP トラフィックに対する cyclic sleep の影響の評価実験系

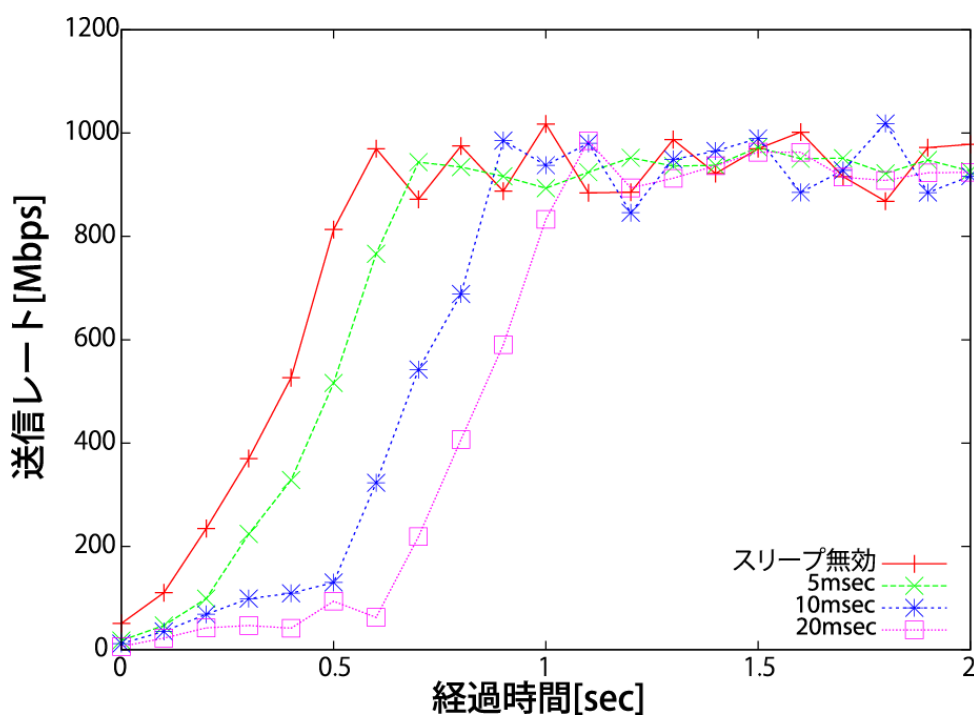


図 3-2. TCP トラフィックに対する cyclic sleep の影響

### 3.2 ガードタイム方式の提案

そこで、TCP トラフィックに対する影響を抑制するために、図 3-3 に示すように、OLT に最後にパケットが到着してから cyclic sleep を開始するまでのガードタイム（閾値）を導入する。ただし、先述の通り TCP の制御は受信者から送信される ACK の届き方によって副次的な変化を伴うため、このガードタイムを適切に設定するためには、TCP と cyclic sleep の挙動を詳細に解析する必要がある。

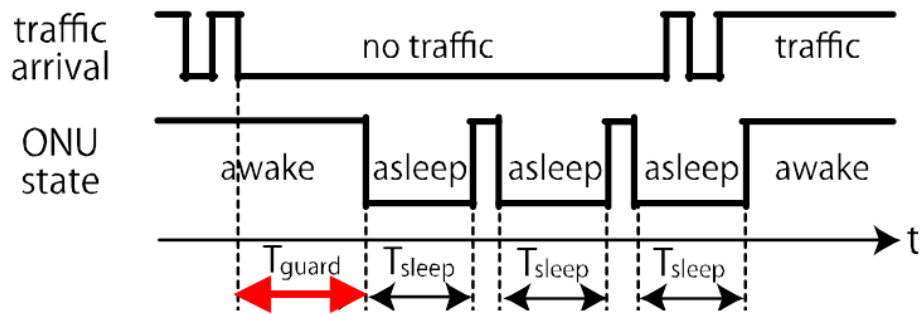


図 3-3. トラフィック到着から一定時間スリープへの遷移を抑制するガードタイムの導入

### 3.2.1 ガードタイム方式における TCP と cyclic sleep の挙動

図 3-4 に、TCP のスロースタート制御時に cyclic sleep を実施した際のシーケンスを示す。TCP の送信者は RTT が経過するたびに送信を行うが、ある  $n$  サイクル目の RTT に着目した時に、本来は  $RTT_{min}$  で往復可能な時間が、スリープによって影響を受け、長くなった往復遅延時間を  $RTT_{sleep}(n)$  とする。図の上部に示す TCP の送信者は、ONU 配下に接続された TCP の受信者から送信された ACK を受信すると、 $cwnd$  を増加させてバースト的に 2 フレームの送信を行う。この 2 フレームが OLT に到着した際に、前回の 1 フレームの受信からガードタイムが経過していると、ONU はスリープ状態に遷移しており、スリープ時間が満了するまで OLT にバッファされる。この時、この 2 フレームが受ける遅延を  $T_{affected}(n-1)$  とおく。

続いて、2 フレームが受信者に届き、その ACK が再度送信者に届くと、送信者は更に  $cwnd$  を増加させて 4 フレームをバースト的に送信する。この時、前回と同様に、OLT において 2 フレームの受信からガードタイムが経過していれば、ONU はスリープ状態に遷移している。この 4 フレームが受ける遅延を  $T_{affected}(n)$  とすると、2 フレームの送信から ACK を受信するまでの時間と、4 フレームの送信から ACK を受信するまでの時間の和は、キューイングやスリープによる遅延を除いた往復遅延  $RTT_{min}$  を用いて式 (3.1) のように表すことができる。この式に対して、本来スリープを適用しなかった際にかかる 2 サイクル分の  $RTT_{min}$  を差し引くと、スリープによる影響の和が得られるため、式 (3.2) を導ける。

スリープによる影響が、連続する 2 サイクルでそれぞれ異なっていたとしても、十分に多くのサイクル数に対する 1 サイクルの平均  $T'_{affected}(n)$  を考えれば、式 (3.3) のように連続する 2 サイクルの平均としてとらえることができる。

また、図 3-4 からわかるように、TCP のスロースタートが cyclic sleep によって影響を受ける条件は不等式 (3.4) によって表現できるため、この条件を崩すように RTT よりも長いガードタイムを設定するといった手法が有効であることがわかる。

$$RTT_{sleep}(n-1) + RTT_{sleep}(n) = RTT_{min} + T_{sleep} + T_{guard} + T_{queue}(n-1) \quad (3.1)$$

$$T_{affected}(n-1) + T_{affected}(n) = T_{sleep} + T_{guard} + T_{queue}(n-1) - RTT_{min} \quad (3.2)$$

$$T'_{affected}(n) \cong \frac{T_{affected}(n-1) + T_{affected}(n)}{2} = \frac{T_{sleep} + T_{guard} + T_{queue}(n-1) - RTT_{min}}{2} \quad (3.3)$$

$$T_{queue}(n) + T_{guard} < T_{affected}(n) + RTT_{min} \quad (3.4)$$

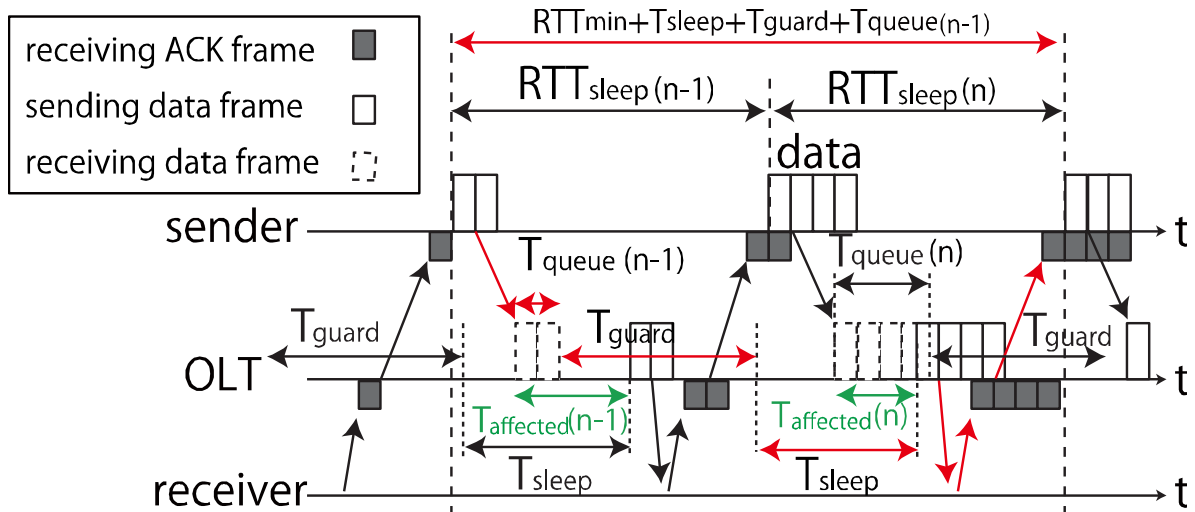


図 3-4. cyclic sleep が TCP トラフィックに与える影響の解析 [10]

これらのモデルおよび式が実態とどの程度合致するのかを評価するため、図 3-1 と同様の構成を用いた実機評価を行い、TCP の送信レートの増加速度を比較した。本実験ではスリープ時間  $T_s$  を 50ms、ガードタイム  $T_{guard}$  を 40ms とし、伝送路中に約 50ms の遅延発生器を経由させ、測定した往復遅延時間  $RTT_{min}$  は 52ms であった。したがって、ガードタイムよりも往復遅延時間が長い環境である。また、端末としては、Linux kernel 3.2.6-3.fc16 に実装された TCP を利用し、いずれの受信バッファも BDP (Bandwidth Delay Product) に対して十分になるように 20MB を設定して測定を行った。

図 3-5 に示すように、数値計算の結果を実測値と比較すると、通信を開始してから経過時間に対する輻輳ウィンドウサイズ  $cwnd$  の増加が非常によく近似できており、定式化の妥当性を確認できる。

図 3-5 に示す実測の結果では、輻輳ウィンドウサイズが 5000 を超え非常に大きくなる領域において、輻輳ウィンドウサイズの小さい領域および計算値と比較して、増加速度が低下しているが、これは、実機における高負荷に伴う処理遅延が発生しているためだと考えられる。

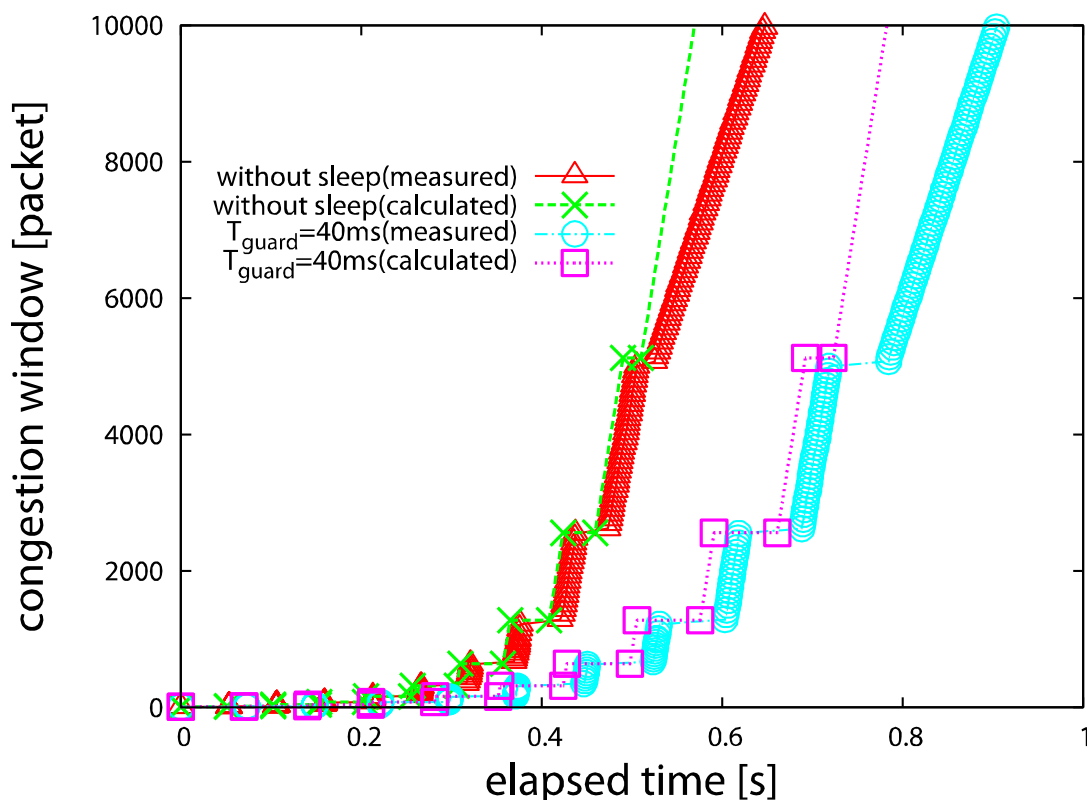


図 3-5. Cyclic sleep が TCP トラフィックの与える影響の評価 [10]

このように、ガードタイム方式を導入しても、適切にガードタイムを設定しないと、スリープ時間やガードタイム、そして RTT に依存して、cyclic sleep が TCP トラフィックに対して大きな影響を与えることを明らかにした。

こうした影響を避けるためには、RTT よりも長いガードタイムを設定することが必要となる。しかし、RTT は TCP のエンド間の距離等によって決まるため、通信相手が近くにいる場合と、遠くにいる場合で大きく異なる。ここで、

最悪条件について想定し，国外のサーバに対する **RTT** が，最大で数百 **ms** から **1s** 程度の範囲にある[4]ことを考慮すると，十分長いガードタイムとしては **500ms** から **1s** 程度が必要と考えられる．

しかし，**TCP** 通信への影響を抑えるために長いガードタイムを設定すると，周期的に到着する **KeepAlive** パケットにも反応し，スリープ状態に滞在する時間が減少し，消費電力を低減する効果が減少してしまう．

### 3.3 ONU スリープと接続性確認のための周期トラフィック

#### 3.3.1 接続性確認のための周期トラフィック

FTTH サービスを利用してインターネットに接続するためには、ユーザ認証や IP アドレスの取得などを行うために、PPPoE(Point to Point Protocol over Ethernet)[5]と呼ばれる制御プロトコルが広く用いられている。一般的に、ユーザデータを送信する度に毎回認証や IP アドレスの取得といった初期化処理が行われると、その処理にかかる時間が遅延となり、処理を行うサーバやルータの負荷も増加してしまうため、一度確立した接続に対しては、その接続が正常である限り維持される **Keep alive** という仕組みが備わっている。

PPPoE では、両端にある端末間の接続性を確認するために、一定周期でパケットを交換し、一定回数以上連続でパケットが喪失した場合に接続を終了する仕組みが備わっている。そのため、ユーザによるトラフィックが生成されていない間であっても、ONU を介して周期的にパケットが送受信される。

#### 3.3.2 周期トラフィックによるスリープ効果の低減

この周期的パケット送信の間隔は通常秒単位で設定でき、例えば **60s** といった値が用いられている。この送信間隔が短いほど、障害を早期に検知できるが、その代わりにサーバやルータにかかる処理負荷が大きくなる。また、この送信間隔は、スリープを実施した際の省電力効果に大きな影響を与える。

極端な例として送信間隔を **1s** に設定した場合に、前述のガードタイムを **1s** に設定していると、常にガードタイムが働き、全くスリープ状態に遷移できなくなってしまう。また、ガードタイムを **1s** より短く設定していた場合にも、図 3-6 に示すように、パケットが到着する **1s** 毎にガードタイムで設定した時間分は起床を維持するため、ONU スリープの省電力効果は低減する。

そのため、TCP のフローが存在するか否かを識別し、存在する場合にはガードタイムを長く設定し、存在しない場合にはガードタイムを短くとるといった手法が必要となる。



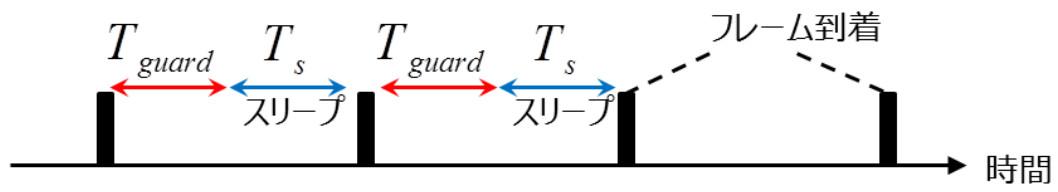


図 3-6. 周期トラフィック到着時のガードタイムによる省電力効果の低減

## 3.4 可変ガードタイム方式の提案

### 3.4.1 可変ガードタイム方式の導入

TCP と周期トラフィックを識別する合理的な方法として、IP ヘッダ [6-7] や TCP ヘッダ [1] の内容を検査する方法が挙げられる。しかし、L2 の伝送装置である OLT や ONU において、必ずしも上位レイヤのヘッダを読み取る機能が備わっているとは限らない。そのため、OLT や ONU にとっても利用可能な制御手法が必要となる。

そこで、TCP トラフィックの、特にスロースタート時の通信の振る舞いに着目する。スロースタート時には、送信者が ACK の受信時に、短時間で `cwnd` を増加させるため、送信者から複数のフレームが送信される際、その間隔は非常に密でありバースト的な送信が行われる。図 3-7 および図 3-8 は、それぞれ、10ms ごとの受信フレーム数を示したものである。TCP による通信では、短い時間に多数のフレームが集中的に受信されることがわかる。

L2 の伝送装置であっても、受信フレーム数を保持するカウンタが OLT に備わっていれば、短い周期でカウンタを読みに行くことで差分を取得することで、到着しているトラフィックが連続的なのか、散発的なのかを判別することができる。従って本節では、トラフィックのバースト性を基に TCP トラフィックか、周期トラフィック化を判別し、ガードタイムを変化させる可変ガードタイム方式を提案する。

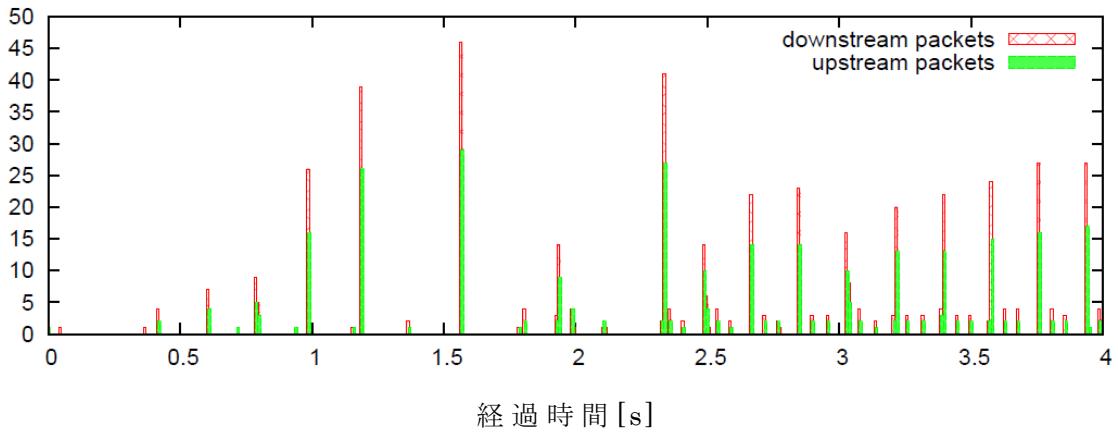


図 3-7. TCP を用いた通信における 10ms ごとのフレーム受信数

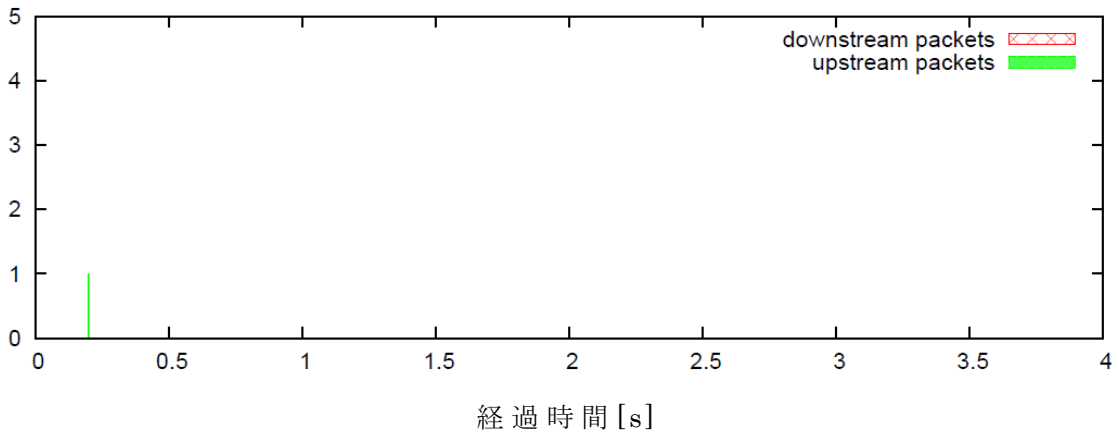


図 3-8. 周期トラフィックにおける 10ms ごとのフレーム受信数

### 3.4.2 可変ガードタイム方式の設計

具体的には，本提案では式(3.5)に示すように，スリープを実施する対象の ONU に対する累積の受信フレーム数  $F$  の変動に基づき，TCP トラフィックを想定した長いガードタイム  $G_{long}$  と，周期トラフィックを想定した  $G_{short}$  を切り替える．

$$T_{guard} = \begin{cases} G_{long}, & \frac{dF}{dt} < threshold \\ G_{short}, & \frac{dF}{dt} \geq threshold \end{cases} \quad (3.5)$$

ただし，TCP トラフィックに与える影響を抑制するため， $G_{long}$  は式(3.6)を満たす値をとる．

$$G_{long} > RTT_{min} \quad (3.6)$$

また，TCP トラフィックが流れていない環境下において，ガードタイムによって無駄に電力が消費されてしまうのを避けるため，周期トラフィックの送信周期  $I$  に対して，十分に小さい値を  $G_{short}$  に与える．

$$I \gg G_{short} \quad (3.7)$$

また，フレーム間ギャップ  $IFG_{min}$  や， $R_{shaping}$  で行われる伝送路のシェーピングを考慮すると，ガードタイム  $G_{short}$  と，累計フレーム受信数の差分を取る間隔である  $dt$  は式(3.8)及び(3.9)を満たすようにする．

$$G_{short} > \frac{IFG_{min}}{R_{shaping}} \quad (3.8)$$

$$dt > \frac{IFG_{min}}{R_{shaping}} \quad (3.9)$$

何故ならば，伝送路中においてシェーピングが実施されている場合には，バースト的な送信を行なってもフレーム間の間隔が，シェーピングレート  $R_{shaping}$  に依存して空いてしまうため，その間隔よりも短い間隔ではバースト性を判別できないためである．

また，閾値  $threshold$  が大きい値を取るほど，長く連続したパケット到着を以って TCP トラフィックと判断するため，偶発的に連続したパケット到着に対して誤って TCP と判断してしまうことを防ぐが，その一方で TCP 通信を開始してから検知までの時間が長くなってしまふことが想定される．

### 3.4.3 可変ガードタイム方式の効果

可変ガードタイム方式による効果を評価するため、IEEE 1904.1[8]に準拠した 10G-EPON[9]システムを用い、周期的トラフィックと TCP トラフィックをそれぞれ流して、ONU スリープを実施する実験を行った。

#### 3.4.3.1 周期的トラフィックに対する消費電力の評価

図 3-10 に示す系と表 3-1 に示すパラメータを用いて一定間隔で送信するトラフィックを流入した際の ONU の 60s 間の平均消費電力を図 3-11 に示す。なお、図 3-11 に示す電力は、cyclic sleep(TRx sleep)を実施しない場合の 60s 間の平均消費電力を 1 として正規化し、その電力に対する比として示している。

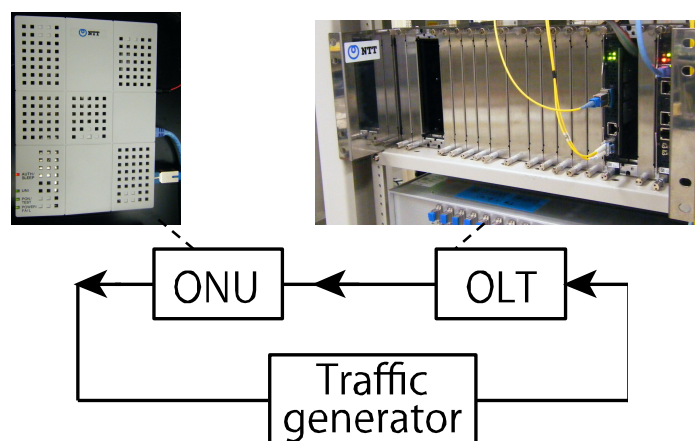


図 3-10. 周期的トラフィックに対する実験の構成

表 3-1 実験における設定パラメータ

パラメータ	値
$T_{guard}$	500[ms]
$G_{short}$	10[ms]
$G_{long}$	1000[ms]
$threshold$	2[フレーム]
$sleepDuration$	100[ms]
$activeDuration$	10[ms]
$powerOnDelay$	20[ms]

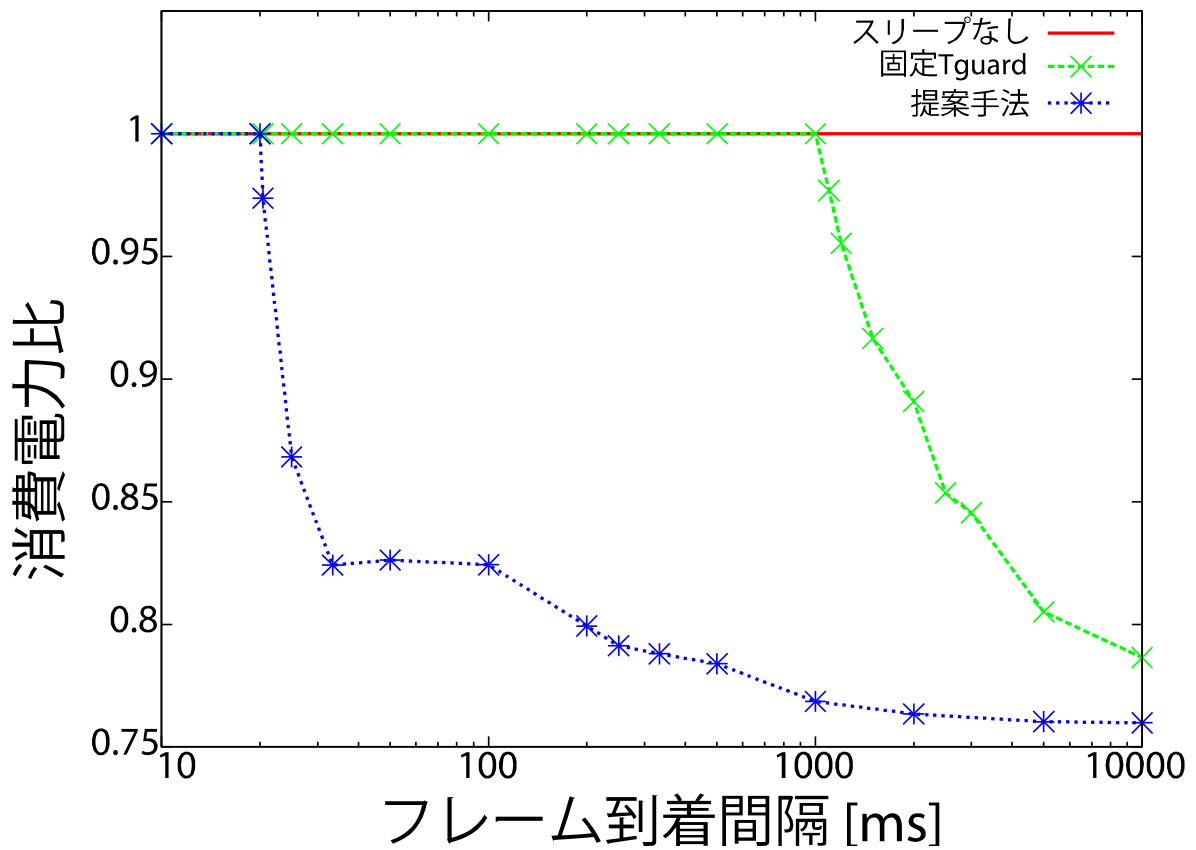


図 3-11. 周期的トラフィックに対する電力削減効果

常にフレーム到着から  $1000\text{ms}$  のガードタイムを固定で適用する方法（固定  $T_{guard}$ ）では、 $1000\text{ms}$  以下の間隔で到着する周期的トラフィックに対して全くスリープできていないため、消費電力比が 1 となっている。一方、提案手法である可変ガードタイム方式では、 $1000\text{ms}$  以下の到着間隔で到着する周期的トラフィックに対してもスリープによる電力削減効果が得られている。この実験では、周期的トラフィックのフレーム到着間隔が  $1000\text{ms}$  の場合に最も消費電力の差が顕著となり、ガードタイムを固定する方式の消費電力比 1 に対し、提案手法では 0.77 と約 23% の差が生じている。

また、KeepAlive やポーリングを想定した、フレーム到着間隔が 1s より大きい周期的トラフィックに対しても、提案手法による利得が得られている。フレーム到着間隔が 10s の周期的トラフィックに対して、スリープ状態に滞在する時間の割合が、ガードタイムを固定する方式の 64.3% に対し提案手法では 72.3% と、約 8% 改善している。

提案手法ではバースト性の低いトラフィックに対しては、大きなガードタイム  $G_{long}$  を適用せず、フレームが到着してから固定  $T_{guard}$  よりも短い待ち時間  $G_{short}$  でスリープを開始できるため、これらの差が生じている。

### 3.4.3.2 TCPトラフィックに与える影響の評価

可変ガードタイム方式においても、TCPトラフィックに対する悪影響を抑制できるかどうかを確認するために、ガードタイムを設定せずにフレーム到着時にのみ起床する方法と、提案方式を用いた比較実験を行った。実験に使用した系は図 3-12 に示す通り、往復遅延が長い状況を模擬するために遅延を発生させる端末を用いた。この実験で得られた TCP の輻輳ウィンドウサイズ *cwnd* の振る舞いを図 3-13 に示す。

図 3-13 において、ガードタイムを設定しない方法では、途中まで増加している輻輳ウィンドウサイズが 0.3s 付近で減少に転じ、そのまま低い値で推移していることがわかる。

3.2 章で示した通り、十分なガードタイムが設定されない場合は、送信者から送られるフレーム群が OLT に到着した際に、ONU はスリープ状態となっている可能性がある。このため、輻輳ウィンドウサイズが大きく増加した状態でもスリープを継続してしまうと、到着したフレーム群が OLT のバッファから溢れてしまい、複数のパケット損失が発生する。TCP は複数のパケット損失を輻輳発生と捉えるため、輻輳制御によって *cwnd* を減少させ、送信レートを著しく低下させる。また、TCP は輻輳制御を行う状態に遷移すると、スロースタート制御とは異なるアルゴリズムで輻輳ウィンドウサイズを増加させ、その増加は一般的にスロースタート制御よりも消極的である。図 3-13 において、輻輳ウィンドウサイズが減少した後、低い値で推移するのはこのためである。

一方、提案手法では、TCP の連続的なフレーム到着を検知してから次のフレーム群が到着するまで起床し続けるため、スロースタートで *cwnd* が小さい間でもスリープに入らず、スリープを行わない場合の実験結果とほぼ同等に送信レートが増加している。

図 3-13 に示す結果から、ONU がスリープ中に到着したデータを OLT に保持できるバッファの容量が 100 パケット以下でも、提案手法を用いればスリープによる影響を抑制できることがわかる。より具体的には、提案手法により閾値付近で TCP のスロースタートを識別できるため、*cwnd* がバッファ容量を超える前にスリープを抑制することが可能である。従って、提案手法を用いることで OLT のバッファ容量を削減することも可能となる。



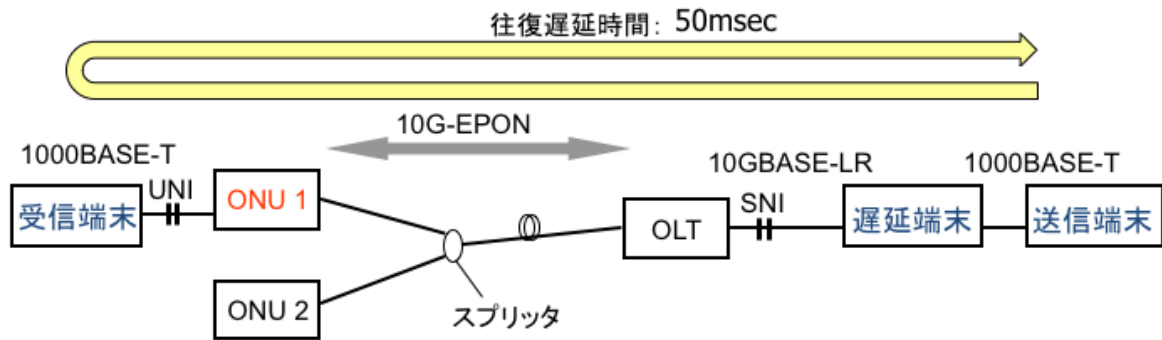


図 3-12. TCP トラフィックに対する評価実験

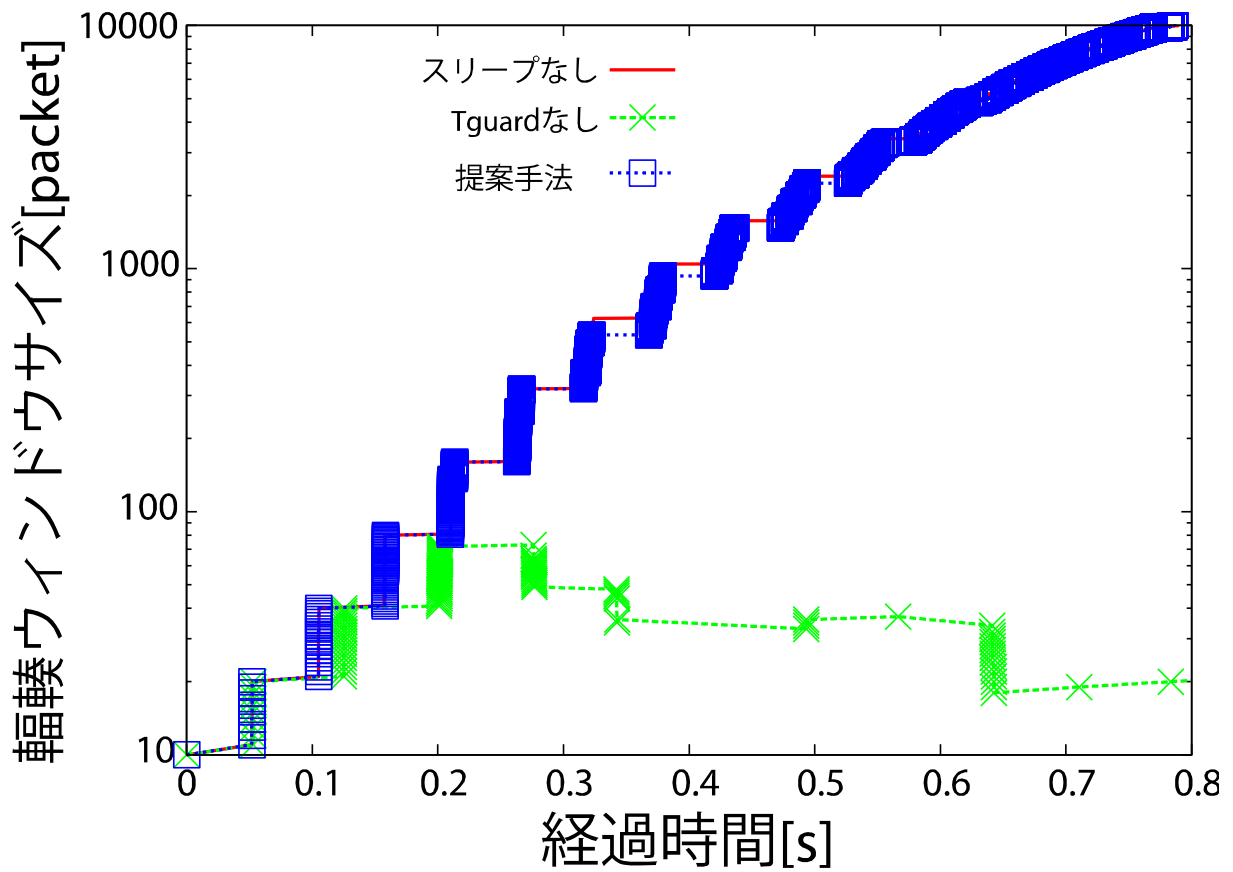


図 3-13. TCP トラフィックに対する電力削減効果

### 3.5 まとめ

本章では、ONUのスリープ制御がTCPトラフィックの品質に与える影響について検討し、悪影響を抑制する可変ガードタイム方式を提案した。

まず、数値計算ではONUスリープによってRTTがどのように増加し、*cwnd*の立ち上がりがどの程度遅れるのかを具体化した。SIEPON Draft2.0に準拠した装置を用いた実験では、スリープによる具体的な影響として、フレーム廃棄による輻輳ウィンドウサイズ*cwnd*の著しい低下を確認した。

これに対し、バースト性の高いフレーム群が到着した際にガードタイムを設定することで、悪影響を抑制する手法を提案した。検証を行った結果、提案手法によりTCPにおける*cwnd*増加速度低下を抑制できることを確認した。また、提案手法によってOLTのバッファサイズを削減できる見込みを得た。

更に本章では消費電力削減の観点から、TCPへの単純な対策としてガードタイムを1s固定に設定する場合と提案手法の比較を行った。フレーム到着間隔がガードタイム以下の場合には、提案手法により平均消費電力で最大約23%低減できること、KeepAliveを想定した10s間隔の周期トラフィックに対してもスリープに滞在する時間を8%改善できることを明らかにした。

なお、本章ではONUに対して単一のTCPコネクションが生成される場合を扱ったが、これはTCPを検知するうえで最も厳しい条件であり、提案手法は同時に複数のTCPコネクションが張られる場合においても同様に適用できる。TCPのコネクション数が増えたとしても、最初に生成されるTCPのスロースタート制御において、TCPを検知可能なため、それ以降にTCPが増加しても、長いガードタイムが適用された状態で、TCPトラフィックへの悪影響を抑制する。

また、ONUスリープは、OLTがONUごとに状態を管理しており、本手法ではOLTにおいてONUごとにトラフィックカウンタを備えるため、OLTでTCPコネクションごとの管理を行う必要もない。つまり、どのONUを介して、どのIPアドレスと、どのIPアドレスが接続しているか、TCPコネクションがいくつ張られているか、といった複雑な制御や管理は一切不要である。

## 参考文献

- [1] J. Postel, "Transmission Control Protocol," IETF RFC 793, 1981.
- [2] M. Allman, V. Paxson, and W. Stevens, "TCP Congestion Control," IETF 2581, 1999.
- [3] M. Allman, V. Paxson, and E. Blanton, "TCP Congestion Control," IETF RFC 5681, 2009.
- [4] R. Fontugne and J. Mazel and K. Fukuda, "An empirical mixture model for large-scale RTT measurements," *IEEE INFOCOM 2015*, pp. 2470-2478, 2015.
- [5] L. Mamakos, K. Lidl, J. Earts, D. Carrel, D. Simone, R. Wheeler, "A Method for Transmitting PPP Over Ethernet (PPPoE)," IETF RFC 2516, 1999.
- [6] J. Postel, "Internet Protocol," IETF RFC 791, 1981.
- [7] J. Reynolds and J. Postel, "Assigned Numbers," IETF RFC 1700, 1994.
- [8] IEEE Std. 1904.1-2013 "Standard for Service Interoperability in Ethernet Passive Optical Networks (SIEPON)," 2013.
- [9] IEEE Std. 802.3av-2009, "Physical Layer Specifications and Management Parameters for 10 Gb/s Passive Optical Networks," 2009.
- [10] H. Ujikawa, T. Yamada, T. Sakamoto, K.-I. Suzuki, and N. Yoshimoto, "Analytical TCP characteristics under power-saving control in passive optical networks," *IEICE Communications Express*, vol. 1, pp. 119-124, 2012.

## 4 省電力化(deep sleep)が与えるトラフィックへの影響

### 4.1 ONU の deep sleep の適用範囲

2章で述べたように, ONU の deep sleep はパケットロスが発生する一方で, cyclic sleep よりも大幅な電力削減が見込める. そのため, ONU の電池駆動が求められる環境への適用が期待される. 具体的には, 図 4-1 に示すような, 停電時の通信維持や屋外のデータ集積など, 可用性が通信品質よりも優先されるケースが挙げられる.

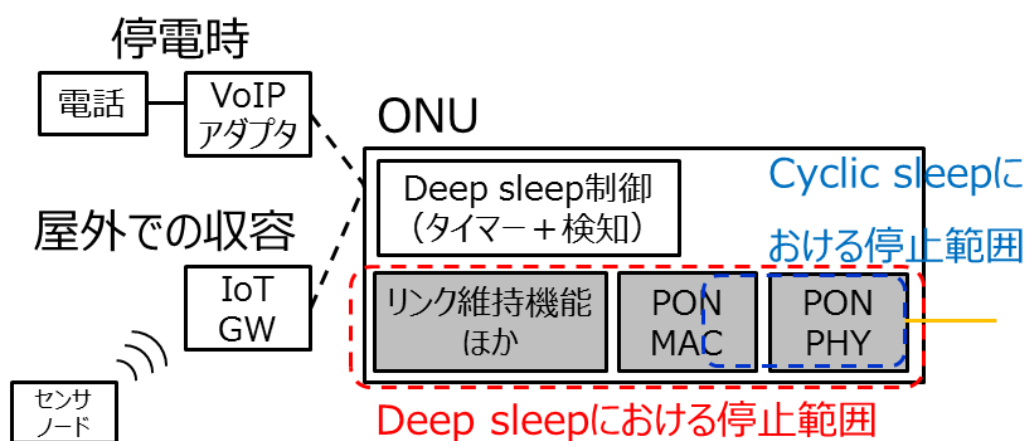


図 4-1. ONU deep sleep における電源供給停止範囲と適用領域の構成

## 4.2 再送制御と接続断

図 4-2 に示すように、パケットロスが発生するような状況であっても、アプリケーションやプロトコルによる再送制御によって、タイムアウト前に正しくパケットを処理できれば通信は可能である。反対に、タイムアウトが発生し、接続断となってしまうとデータが疎通できなくなってしまい、サービスとして利用することができない。

そこで、本章では、IP 電話の呼制御で用いられる SIP/UDP[1]や TCP[2]など、再送制御を備えるアプリケーションに対して、電池駆動ができるレベルまでの抜本的な省電力化を **deep sleep** によって実現することを目標に、接続断を回避する制御手法を検討する。

再送制御を前提として **deep sleep** を適切に実施することで、接続断を回避しながら大幅な省電力化が図れれば、停電時のライフライン確保として IP 電話を利用できるようになる。また、従来は商用電源への接続が困難であったために設置できなかった箇所に、電池駆動の ONU を設置して光通信を提供することができるようになれば、適用領域を更に拡大することになる。

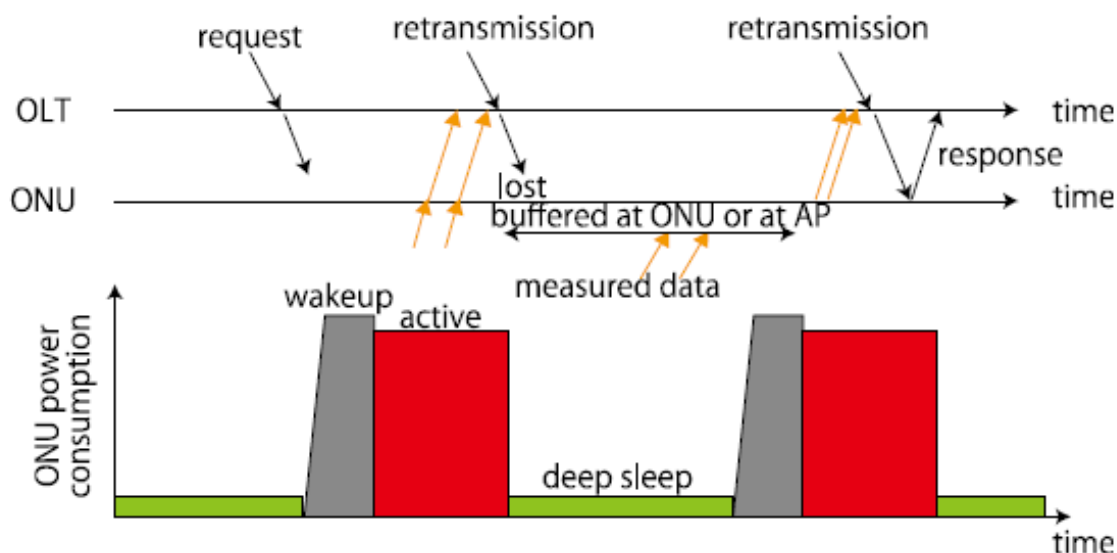


図 4-2. プロトコルによる再送と **deep sleep** のシーケンス [4]

### 4.3 接続性を確保するタイマ設定の解析

ONU の deep sleep では，ONU がデータを受信可能になる期間の長さである  $T_a$  と，受信不可となる  $T_s$  の組み合わせで接続断にならない条件を明らかにする必要がある．

本節では，具体的に deep sleep と各スリープタイマの動作を解析していく． $n$  回目の再送パケットが送信される時刻は，式(4.1)および式(4.2)で示すように，送信開始時刻  $t_0$  から，各再送タイマの和である  $T_{ret}(n)$  が経過した時刻となる．ここで，TCP や SIP の再送タイマは，RFC に規定されているように，初期の再送タイムアウト値である  $I_{ret}(n) = T_{RTO} \times 2^n$  をそれぞれ 2 倍しながら増加していくため，式(4.3)で表すことができる．また， $m$  回の再送をもってしても受信できなかった場合にタイムアウトとなることから，その合計の時間よりもスリープ時間  $T_s$  を短くする必要があり，式(4.4)を満たす必要がある．

$$t_{ret}(n) = t_0 + T_{ret}(n) \quad (4.1)$$

$$T_{ret}(n) = \sum_{i=0}^m I_{ret}(i) \quad (4.2)$$

$$I_{ret}(n) = T_{RTO} \times 2^n \quad (4.3)$$

$$T_s < T_{ret}(m) \quad (4.4)$$

$m=2$  の際の，タイムアウトが発生する場合としない場合の例を図 4-3 に示す．再送制御を司る TCP タイマは ONU の deep sleep の遷移とは独立であるため，transition1 で示すように，式(4.4)を満たさない長い  $T_s$  を用いた場合には，初回の送信，1 回目の再送，2 回目の再送のいずれでもパケットを受信できない可能性がある．

しかし，図 4-3 の transition2(b)に示すように， $T_a$  が  $I_{ret}(1)$  よりも長い場合，初回の送信タイミングである  $t_0$  と 1 回目の再送タイミングである  $t_{ret}(1)$  のどちらのタイミングでもパケットを受信できる場合が存在する．この場合を基準として，初回の送信のタイミングと ONU の deep sleep の遷移のタイミングを変化させることを考える．transition2(b)に示した状態から ONU の deep sleep のタイミングを時間軸の正の方向に，つまり図の右側にずらしていくことを考えると， $I_{ret}(1)$  分ずらした際には，transition2(a)の状態となり，少なくとも  $t_{ret}(1)$  において ONU はパケットを受信可能な  $T_a$  の期間となっている．ここから更に正の方向にずらし

ていくことを考えると、 $T_s$  が  $I_{ret}(1)$  よりも短ければ、必ず一つ前(図中では左側)の  $T_a$  の期間と、 $t_0$  が重なる。これは、 $T_a$  が  $I_{ret}(1)$  に等しい場合であっても、 $T_s$  がどれほど短くても成立する。

つまり、式(4.5)を同時に満たすようにスリープ時間を設定すれば、送信を開始するタイミングに依らずに、初回の送信タイミングか、再送のタイミングのいずれかにおいて必ずパケットを受信することができる。

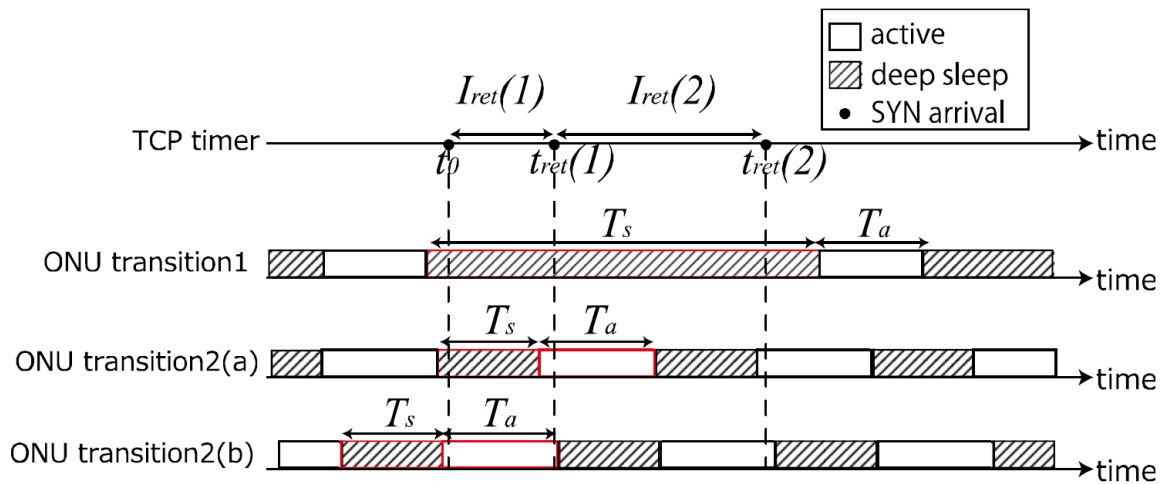


図 4-3. タイムアウトを避けるための基本的な条件[4]

$$\begin{cases} T_s < T_{ret}(n) \\ I_{ret}(n) \leq T_a \end{cases} \quad (4.5)$$

続いて、式(4.6)に示すように、より  $T_a$  を短縮した場合に着目する。図 4-4 に示すように、この条件では、transition3(a)のようにタイミングによってはパケットを受信できる可能性があるものの、transition3(b)のように、 $t_{ret}(1)$  と  $t_{ret}(2)$  においては、いずれの再送タイミングでも受信できない場合が存在する。

しかしこの時、隣接していない2つの送信タイミングである  $t_0$  と  $t_{ret}(2)$  に着目すると、transition3(c)および transition3(d)に示すように、パケットを受信できない  $T_s$  を中心として  $T_a$  が両端となる期間の長さの和が2つの送信タイミングの差より長く、 $T_a$  を中心として  $T_s$  が両端となる期間の長さの和が2つの送信タイミングの差よりも短い場合に、必ず受信できることがわかる。つまり、式(4.6)に示す範囲であっても、式(4.7)を満たす限り必ずパケットを受信することができる。

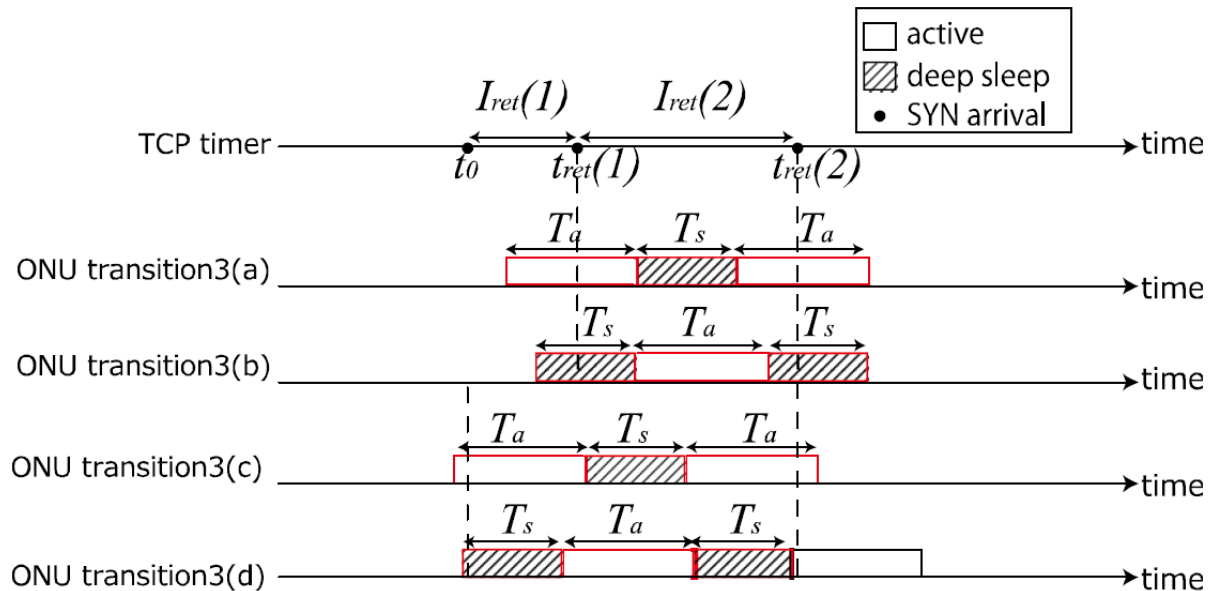


図 4-4. 隣接した2つの再送区間 [4]

$$\begin{cases} T_s < T_{ret}(n) \\ I_{ret}(n) > T_a \end{cases} \quad (4.6)$$

$$\begin{cases} T_s < I_{ra}(n) \\ T_s + 2T_a > I_{ra}(n) + I_{ra}(n-1) \\ 2T_s + T_a < I_{ra}(n) + I_{ra}(n-1) \end{cases} \quad (4.7)$$



なお，式(4.7)では隣接する再送間隔を用いて記述しているが，任意の2つの送信タイミングに対しても同様に成立するため，一般化することができる．また，図4-5の transition4(a)と transition4(b)に示す通り，より短い  $T_a$  と  $T_s$  の繰り返しによって  $N$  分割しても，同様に両端と期間に着目すれば，式(4.8)のように一般化することができる．ただし，ここで  $p$  と  $q$  はいずれも正の整数であり， $p$  は  $q$  よりも大きいとする．

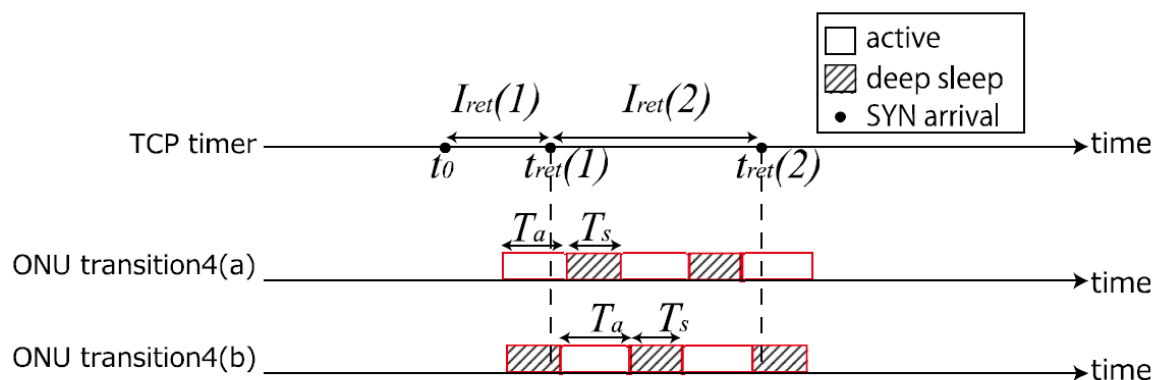


図 4-5. 条件の一般化 [4]

$$\left\{ \begin{array}{l} T_s < I_{ret}(n) \\ T_a + N(T_a + T_s) > t_{ret}(p) - t_{ret}(q) \\ T_s + N(T_a + T_s) < t_{ret}(p) - t_{ret}(q) \end{array} \right\} \quad (4.8)$$

この条件を満たすスリープタイマの具体的な組み合わせを，シミュレーションによって明らかにした結果を図 4-6 に示す．図 4-6 では，塗り潰された領域内に存在する点が，パケットを必ず受信できる  $T_s$  と  $T_s$  の組み合わせを示している．式(4.8)において任意の  $p$  および  $q$  および  $N$  について成立するため，特に分割数である  $N$  の大きな領域，つまり  $T_s$  と  $T_s$  の和が短い領域においては，1つの  $(p, q, N)$  の組み合わせによって満たされる範囲が狭く，境界が激しく変化している．

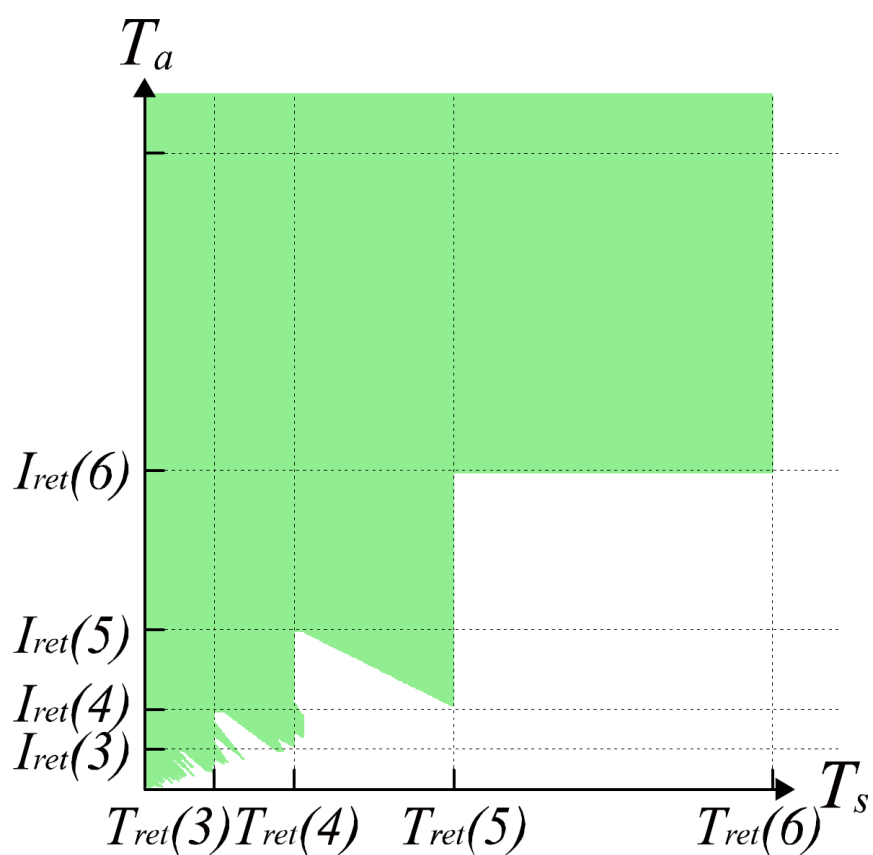


図 4-6. 接続断を回避できるタイマの組み合わせ [4]

#### 4.4 実機における制約と評価

前節では、必ずパケットを受信できるスリープタイマの組み合わせを明らかにしたが、本節ではこれを基に、消費電力を最小にする条件と、その具体的な消費電力について明らかにする。

##### 4.4.1 スリープ率の見積もり

図 4-6 におけるそれぞれの  $T_s$  に対して最短となる  $T_a$  を用いて達成可能な、最大のスリープ率  $R_s$  の見積もりを図 4-7 に示す。なお、スリープ率は式(4.9)で定義する。デバイスの応答時間を理想として 0 を仮定した場合には、 $T_{on}=0$  として示すグラフのように、短いスリープ時間においても高いスリープ率を示す。

$$R_s = \frac{T_s - T_{on} - T_{off}}{T_s + T_a} \quad (4.9)$$

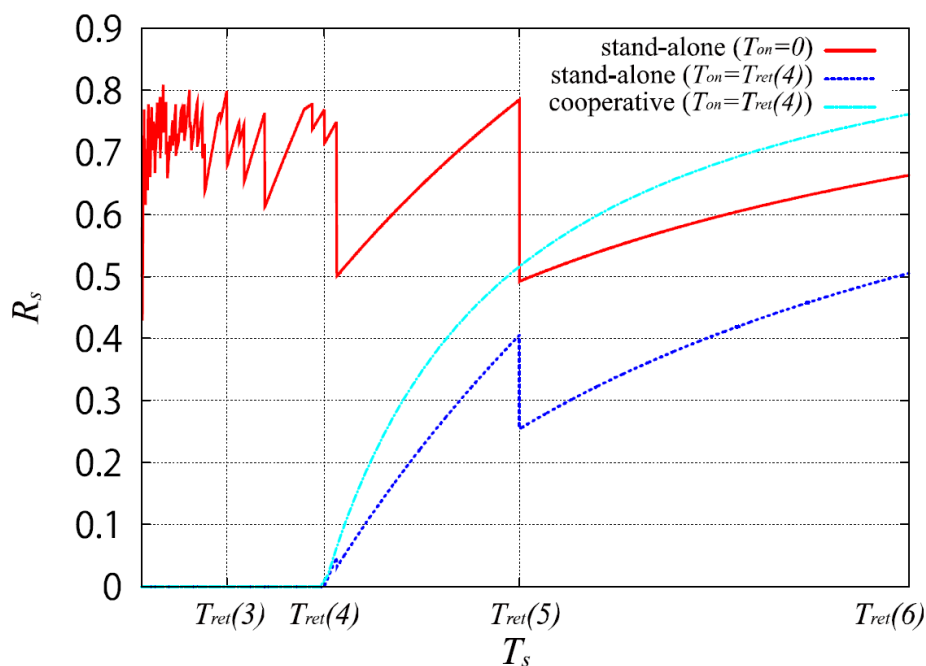


図 4-7. 達成可能なスリープ率の見積り [4]

しかし、実際にはデバイスの応答時間よりも短い時間にスリープ時間を設定することができないため、実際の消費電力は設定できるタイマの範囲と密接に関係する。現実的な応答時間を考慮し、 $T_{on} = T_{ret}(4)$ として示すグラフでは、長いスリープ時間を設定しないと、スリープ率が増加していかないことがわかる。

なお、図 4-7 における cooperative 方式は、cyclic sleep と同様に、OLT が ONU に対する下りパケットを保持し続ける方式であり、stand-alone は適切なスリープタイマによってパケットの受信を保証する方式である。スリープ率の観点では cooperative 方式が有利だが、実現するためには OLT に 1s 以上 ONU 宛のフレームを保持し続けるバッファと、バッファしていたデータを送るべき ONU をリンクが切断されても識別できる機能を追加する必要がある。

#### 4.4.2 消費電力の評価

実際に、10Gbps 級 PON[3]の ONU を用いて deep sleep を実施した際の消費電力を基に算出した、スリープ時間に対する消費電力の特性を図 4-8 に示す。応答時間  $T_{on}$  が 7s と非常に長い場合、消費電力の平均は  $T_s$  の増加に伴ってほぼ単調に減少し、最小の電力はスリープ時間を最大に設定した場合となっている。一方、 $T_{on}$  を 2s に短縮できた場合は、最小の電力を示すのは  $T_s$  が 15.5s の時であり、これは図 4-7 で示す  $T_s$  が  $T_{ret}(5)$  の場合に相当する。

図 4-7 においても、 $T_{on}$  が異なる場合に最大となるスリープ率が変化しており、応答時間や各状態における消費電力などに依存して、最小となる消費電力が変わることがわかる。

このように、本章で明らかにした、接続断を避けるスリープタイマの組み合わせ条件を用いることで、各条件（応答時間や消費電力）における最小の電力や具体的なスリープタイマの値を算出することが可能である。

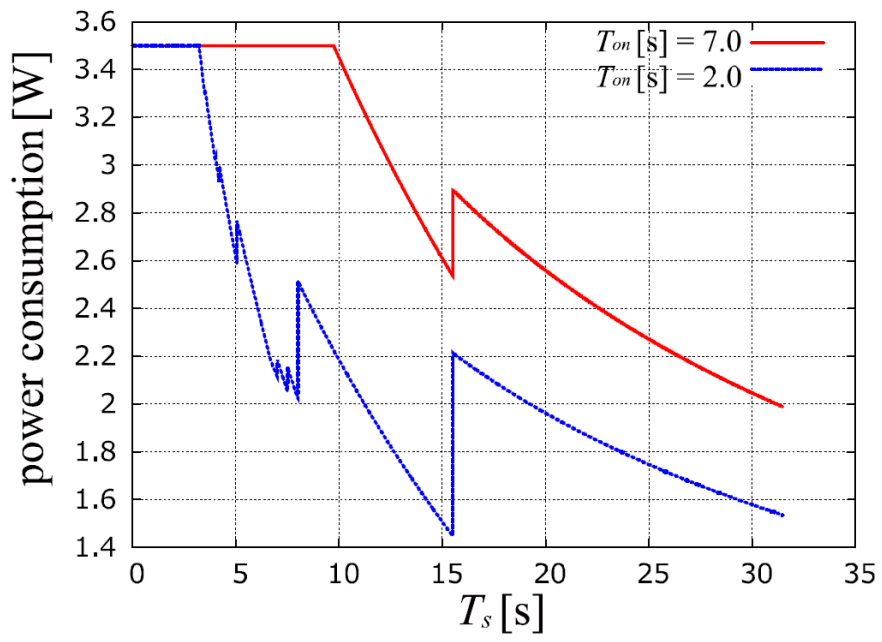


図 4-8. 実際の消費電力[4]

#### 4.4.2 遅延時間の評価

スリープタイムの組み合わせによる、タイムベースの deep sleep によってトラフィックが受ける遅延は、何度目の再送パケットを受信できるかに依存する。つまり、タイミングによって受ける遅延が変化するが、図 4-9 を用いて平均遅延について考えることができる。

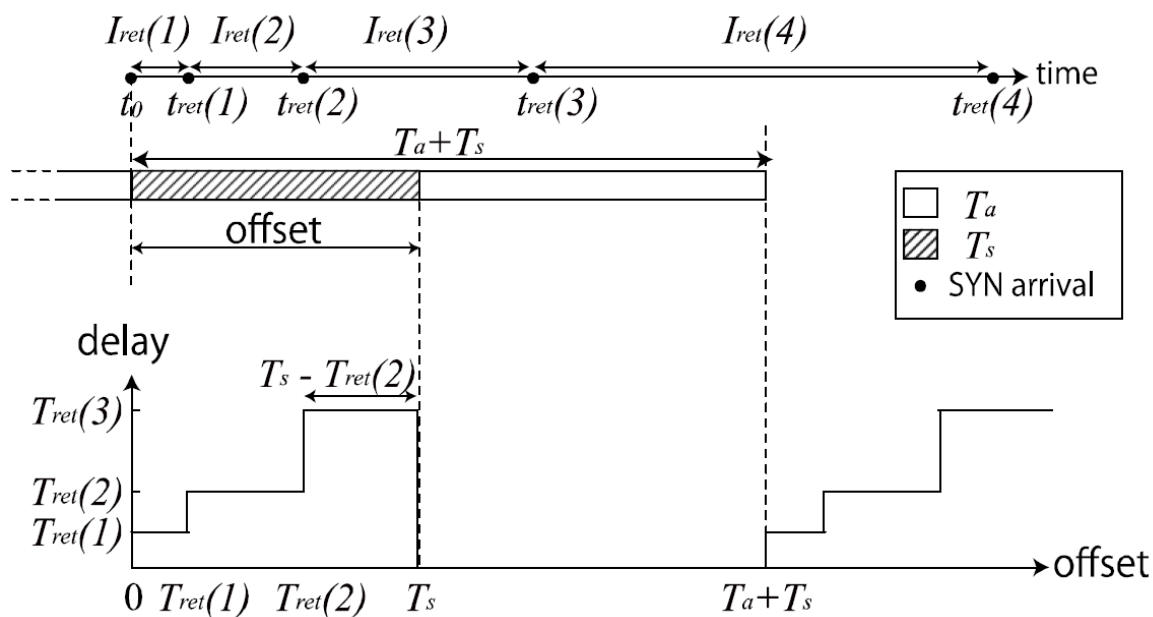


図 4-9. トラフィックの受ける遅延の振る舞い[4]

何度目の再送パケットを受信できるかは、再送のタイミングと、スリープ状態のタイミングのずれによって決まるため、このずれを表現するパラメータ  $offset$  を定義する。  $offset$  は、図 4-9 に示すように、初回のパケット送信時刻である  $t_0$  と、  $T_s$  の終了時刻の差として示す。具体的には例えば、  $t_0$  の時点では ONU はパケットを受信できないスリープ状態であり、1s 後にパケットを受信可能な状態に遷移する場合を 1s の  $offset$  として表現する。このとき、初回のパケット送信から 1s 後以降で最初に行われる再送のパケットを受信できるため、遅延はその再送までの再送間隔の和となる。

$offset$  が  $T_s$  よりも大きい場合、時刻  $t_0$  において ONU はパケットを受信できる状態であり、再送ではなく初回のパケットを受信できるため、遅延の影響

響がない。ONUはスリープ状態と起床状態を繰り返すため、平均遅延を求め  
るためには offset が  $T_s$  と  $T_a$  の和に到達するまでの区間について考えればよ  
い。それぞれの offset における遅延の平均を取ると、deep sleep によってト  
ラフィックに加わる遅延  $D_{avg\_extra}$  は式(4.9)で表すことができる。

$$D_{avg\_extra} = \frac{\sum_{i=1}^{r-1} (I(i) \times T_{ret}(i)) + T_{ret}(r) \times (T_s - T_{ret}(r-1))}{T_s + T_a} \quad (4.9)$$

式(4.9)を、これまでに明らかにした接続断を避けるスリープタイマの条件  
と照らし合わせ、各  $T_s$  に対して消費電力が最小となるように  $T_a$  を選択した場  
合の遅延を、図 4-10 に示す。

デバイスの応答時間によって設定可能なタイマの組み合わせは限られるが、  
これらの一連の結果により、許容遅延に上限がある場合においても、制約条  
件に応じて電力を最小にするタイマを選択することができる。

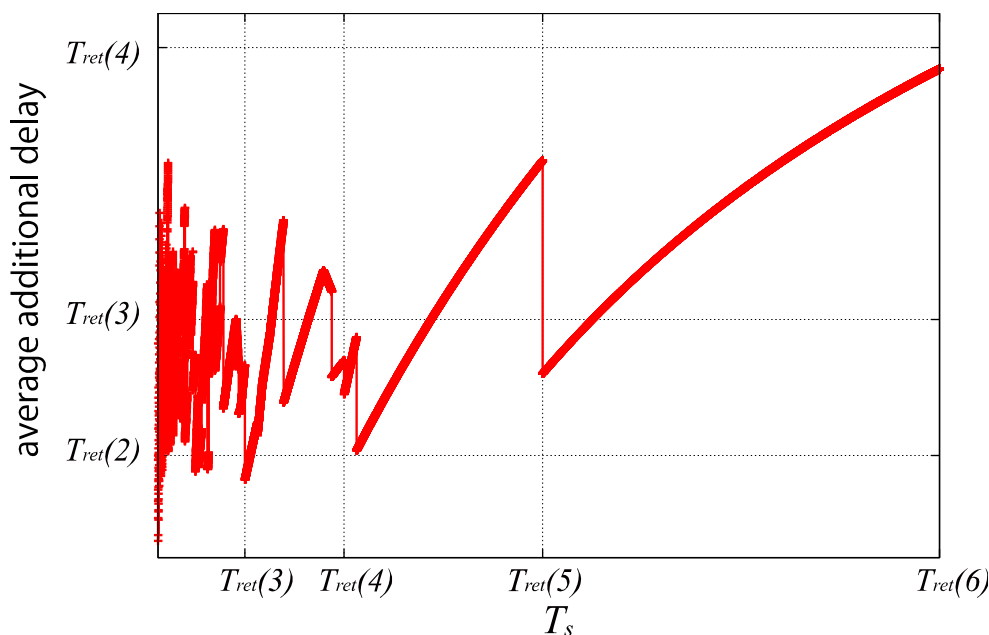


図 4-10. 消費電力を最小にするタイマの組み合わせと遅延 [4]

## 参考文献

- [1] J. Rosenberg, H. Schulzerinne, G. Camarillo, A. Johnston, J. Peterson, R. Sparks, M. Handley, and E. Schooler, "SIP: Session Initiation Protocol," IETF RFC 3261, 2002.
- [2] V. Paxson, M. Allman, J. Chu, and M. Sargent, "Computing TCP's Retransmission Timer," IETF RFC 6298, 2011
- [3] IEEE Std. 802.3av-2009, "Physical Layer Specifications and Management Parameters for 10 Gb/s Passive Optical Networks," 2009.
- [4] Hiroataka Ujikawa, Ken-Ichi Suzuki, Takashi Yamada, Akihiro Otaka, Hiroki Nishiyama, and Nei Kato, "Stand-alone and Cooperative Deep Sleep for Battery-driven Optical Network Unit," *IEEE Internet of Things Journal*, vol. 3, no. 4, pp. 494-502, Aug. 2016.



# 5 次世代サービスを収容する PON システムと省電力化

## 5.1 次世代のトラフィックとアプリケーション

### 5.1.1 モバイルトラフィックの特徴と定義

モバイルトラフィックと有線のブロードバンドトラフィックを、使用ポートの利用割合で比較すると、非常に近い割合を示していること[1]から、スマートフォンなどのモバイル端末を用いて利用されているアプリケーションは、自宅でパソコン等を用いて利用されるものと大きく変わらないことが推測できる。

スマートフォンの登場や、移動体通信環境の充実に伴って、いつでもどこにいても映像ストリーミングやウェブ閲覧が可能になったことで、これらを利用する頻度や利用時間が増加し、結果として急激なモバイルトラフィックの増加[1]に繋がっていると考えられる。

このようなモバイルトラフィックの増加に対応するためには、基地局 1 台あたりの広帯域化が必要となる。しかし、広帯域通信に適した高い周波数帯ほど、距離に対して電波強度の減衰が激しくなるため、基地局から近い範囲でしか利用できない。このため、セル半径の小さな基地局を数多く配置するための C-RAN(Cloud Radio Access Network)アーキテクチャが提案されている[2]。移動体通信網においては、現在の国内のネットワークをはじめとして、各基地局に対して CPRI(Common Public Radio Interface)[3]と呼ばれるインターフェースを用いた、1 対 1 の光通信が広く用いられている。しかし、無線区間の広帯域化が進み、より多くの基地局を収容する必要のある第五世代モバイル(5G)においては、経済化を狙って PON を利用する検討が行われている[4-5]。

モバイルのトラフィックを 1 対 1 の CPRI で収容する場合と比較すると、1 対多の PON で収容する際には、経済化が見込める一方で、遅延を増加させないようにする仕組みが必要となる。

また、CPRIでは無線区間で送受信するアナログ信号をRoF (Radio over Fiber)技術を用いて伝送しているが、無線区間の信号帯域が広帯域化し、光区間に必要となるリンクレートが高速化していくと、光区間の送受信に利用する送受信器も高価になってしまうため、パケット化の検討も併せて行われている。一方で、完全にパケット化が行われる場合は、モバイル基地局からPONに流れるトラフィックは従来のWi-Fiオフロードによって流れるトラフィックに非常に近くなると考えられるが、そのためには基地局で無線区間の通信を終端する必要があるため、基地局の装置価格を低減しにくい。このように、パケット化によって光区間に必要となるリンクレートを抑制し経済的な光送受信機を利用できる効果と、基地局の簡易化によって経済化が図れる効果のトレードオフが存在するため、どの機能までを基地局に持たせるかによって、モバイルトラフィックがどの程度PON区間の帯域を占有するかが異なる。

本章では、CPRIのように連続信号のRoFによる伝送ではなく、パケットベースの通信システムでモバイルトラフィックを伝送することを想定し、無線区間の負荷に応じて長さの変化するバースト信号を間欠的に送信するモデルを用いる。

### 5.1.2 IoTトラフィックの定義

センサデータ蓄積型のIoTサービスでは、センサから一定周期でサーバに対してセンシングしたデータを送信し、蓄積されたデータの解析や可視化といった形で利用者に提供される。センサ1ノードあたりの通信量は非常に小さいものの、IoTの利用が進むと、配置されるノード数は増加していくといわれている[6]。

本章で想定するIoTトラフィックは、固定のフレーム長と送信周期を備え、それぞれの送信開始時刻は独立とする。データ蓄積型のサービスであれば、多少の遅延があってもサービスに影響を与えないと考えられるが、サービス事業者のポリシーやサーバの設定などによって、許容遅延が異なることが想定されるため、本章で扱うIoTトラフィックはフローごとに許容遅延を備える。

## 5.2 マルチサービスを収容するPONシステムの構成

本章では、図5-1に示すように、経済化のために家庭向け・モバイル・IoTの複数のサービスを同一のPONシステムで提供する構成を想定する。ただし、ONUを配置する位置は、従来の家庭向けのように各家庭に配置するのではなく、FTTdP(Fiber to the drop point)やFTTC(Fiber to the Cabinet/Curb)のように、配置点から1km以下の一定の範囲のサービスをまとめて収容することを想定し、例えばパケットベースRRH(Remote Radio Head)と、数ユーザの家庭向けサービスと、数百から数千ノードのセンサノードを1台のONUで収容する。

局側装置は40GbpsのNG-PON2[7]を想定し、OSU1枚あたり最大10Gbps×4波長を提供する。ONUには、モバイルに利用する波長と、家庭向けサービスで利用する波長を備え、IoTサービスの収容は経済性の観点から、いずれかの波長の空き帯域を用いて行う。

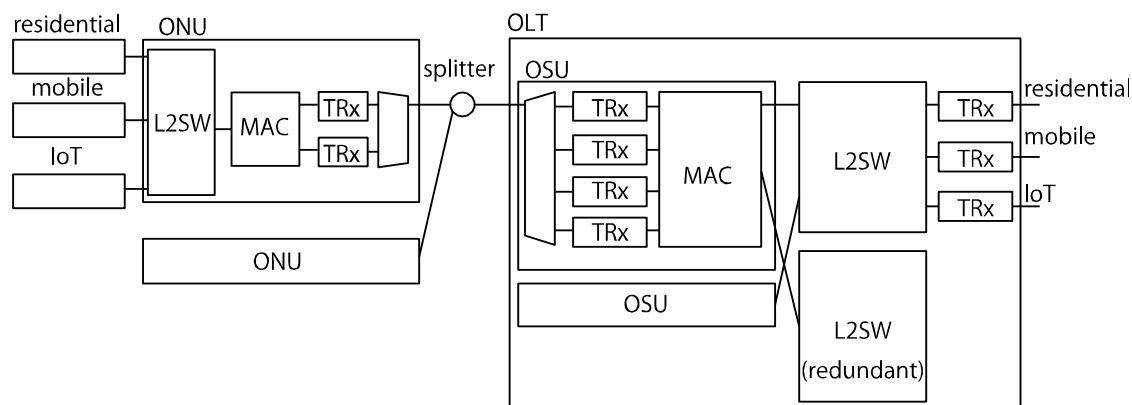


図 5-1. マルチサービス収容を実現する TWDM-PON システムの構成 [8]

モバイルサービスは非常に厳しい遅延要求があるため、モバイルサービスの収容に利用される波長は ONU と OLT のどちらのトランシーバもスリープさせることは困難である。一方で、その他のサービスの収容に用いるトランシーバをスリープさせることは可能である。このように、要求遅延の大きく異なる複数のサービスを同時に収容する環境においては、スリープが望めない送受信器が存在する中で、その他のサービスに用いる送受信器をいかに効率よくスリープさせるかが省電力化を検討する上で重要となる。

### 5.3 許容遅延の導入とサービス多重

本章で想定する IoT のセンサノードは，サービス発見時に許容遅延をサーバとやり取りし，ONU ないし OLT でその許容遅延を保持する．これにより，データパケットごとに許容遅延を埋め込む必要がなくなる．

また，IoT トラフィックを他のサービスに多重化する際に，図 5-2 に示すように，完全優先（SPQ: strictly priority queuing）を行うスケジューラを用いて．多重化を行うことで，モバイル等の遅延要求が厳しいサービスに対して影響が出ないような制御を行う．

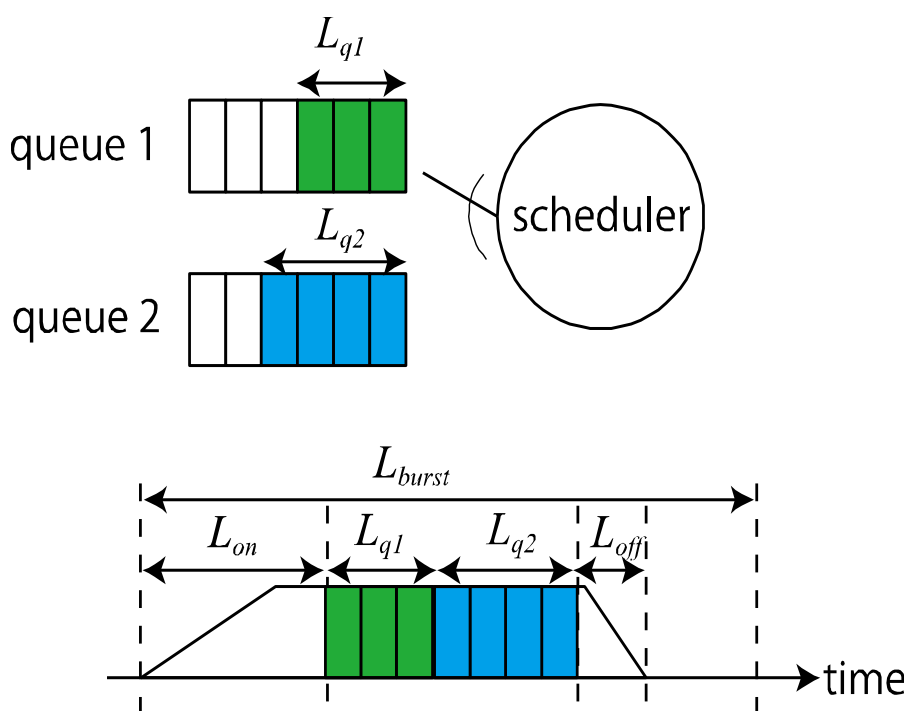
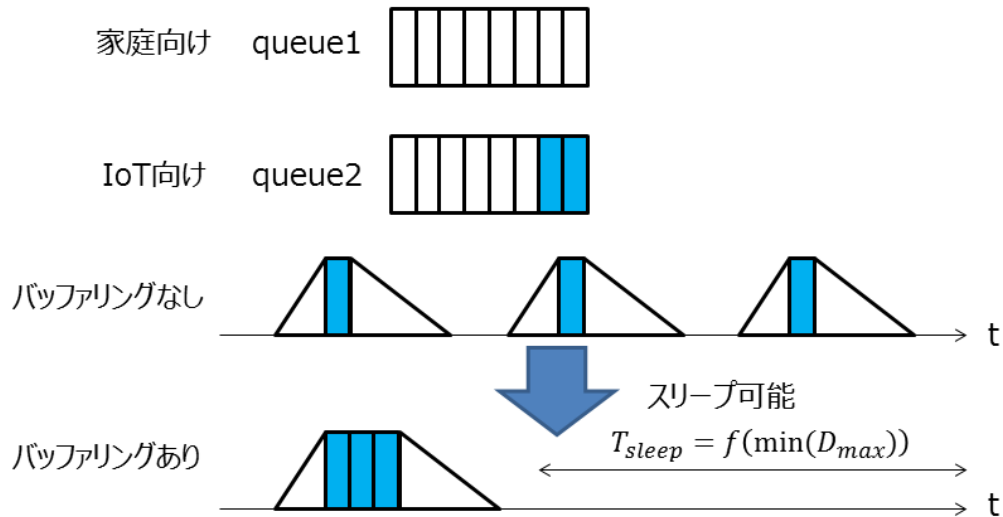


図 5-2. 同一波長への複数サービス多重

## 5.4 許容遅延に基づいたスリープ方式の提案

センサデータの収容のように、定常的にトラフィックが生成され、かつ許容遅延が比較的緩いサービスでは、一定時間バッファし、まとめて送信を行うことでより長いスリープ時間の確保が期待できる。

具体的には、図 5-3 に示すように、トラフィックの到着の度に上りのバースト信号を送信する場合に比べて、送信回数を減らすことができるため、バースト送信の度に必要となるオーバーヘッドが削減でき、その分をスリープ時間として確保することができる。ここで、サービスに悪影響を及ぼさないようにスリープを実施するためには、サービスの許容遅延を満たすことが求められるため、スリープ可能となる時間はサービスの許容時間に依存する。



43

図 5-3. 周期的トラフィックに対する電力削減効果

#### 5.4.1 バッファリングを行うスリープ方式による効果

本提案手法の効果を確認するために、表 5.1 に示す条件を用いてシミュレーションを実施した。ただし、 $N_{sensor}$  は 1 台の ONU によって収容されるセンサノードの数、 $R_{sensor}$  はセンサノード毎の送信レート、 $N_{ONU}$  は PON 区間に収容する ONU の台数、 $D_{sensor}$  は各センサノードが送信するフローに設定された許容遅延であり、 $D_{mobile}$  はモバイルサービスにおける許容遅延、 $T_{soh}$  は波長スリープにおけるデバイスの応答時間、 $T_{cycle}$  は DBA 周期を示す。なお、 $D_{sensor}$  はセンサノードごとに、指定した範囲内の値を一様分布に従ってランダムにとる。各センサノードは、1522byte のパケットを  $R_{sensor}$  に従って定期送信を行うが、各センサノードが送信を開始するタイミングは一様分布に従ってランダムに決定される。また、許容遅延はエンド間の遅延ではなく、PON における制御遅延とする。

表 5-1 シミュレーション条件

パラメータ	値	単位
$N_{sensor}$	1-5000	-
$N_{ONU}$	1	-
$R_{sensor}$	1	Mbps
$T_{soh}$	1	ms
$D_{sensor}$	100-1000	ms
$D_{mobile}$	50	$\mu$ s
$T_{cycle}$	50	$\mu$ s

図 5-4 にシミュレーションによって得られた結果を示す。図 5-4 における sleep ratio は、スリープを実施した時間が経過時間に占める割合であり、最大値、平均値、最小値を示している。バッファリング方式を用いない場合は、ONU に上りトラフィックが到着する度に送信を行い、送信が完了した時点から次にトラフィックが到着するまで波長スリープを実施する。そのため、収容するセンサノード数が少なく、トラフィックの到着が疎である領域においては、トラフィックの到着間隔に依存して波長スリープを実施できている一方で、センサノード数が 100 以上の場合においては、常にパケットが到着するような状況となり、波長スリープを実施できていないことがわかる。

一方、提案手法では、ONU に収容するセンサノードのうち、最小の  $D_{sensor}$  を  $\min(D_{max})$  と定義し、備えるフローに合わせ、スリープ時間を  $\min(D_{max})$  に設定する。最初にトラフィックが到着してから  $\min(D_{max})$  経過後にまとめて上り送信を行い、送信完了後に再度波長スリープを実施する。

提案手法を用いた場合、センサノード数が 1000 程度までは、90%以上スリープ状態を維持し、更にセンサノード数が増加する領域においては、 $\min(D_{max})$  の小さなフローが含まれる確率が高くなり、フレームの送信量も増加するため、スリープ率が低下していることがわかる。

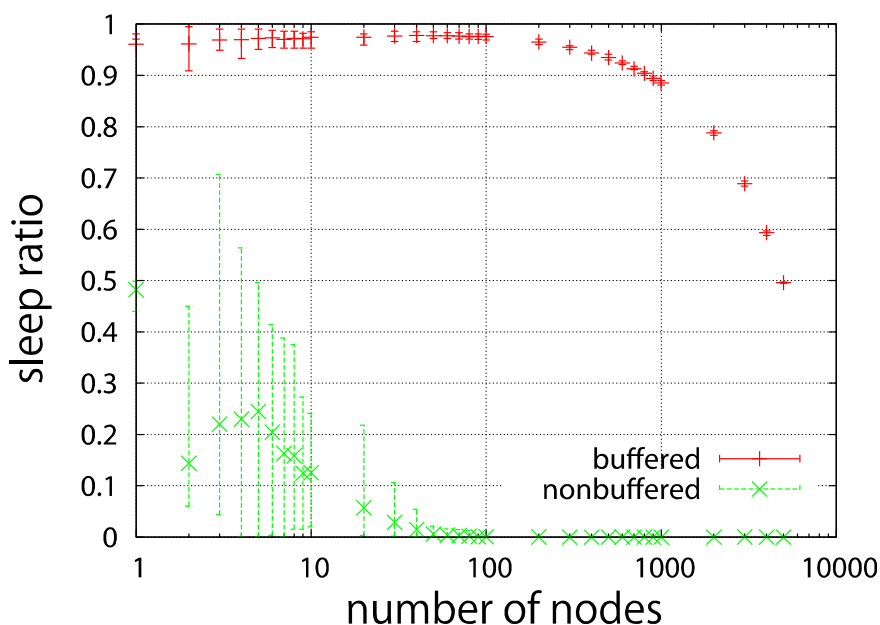


図 5-4. バッファリング方式によるスリープの効果 [8]



## 5.5 許容遅延に基づいた多重化方式の提案

### 5.5.1 許容遅延に基づいた多重化方式と閾値

更にスリープの効率を高めるために、図 5-5 に示すように、トラフィックが ONU に到着した時点で、フローと紐付く許容遅延に応じて波長を振り分ける方式を提案する。具体的には、許容遅延の緩いフローをスリープ可能な TRx2 に振り分け、許容遅延の厳しいフローをスリープ不可の TRx1 に振り分ける。これにより、TRx2 においてスリープ可能な時間を延伸できることが期待される。しかし一方で、TRx1 に送信量を委ねすぎた場合には、TRx1 における遅延規定を満たせなくなってしまう恐れがある。

そのため、本提案では、スリープ不可の TRx1 に多重するトラフィック量  $R_{piggyback}$  を定義し、スリープが不可能となる波長に対して省電力化を実現しながら、サービスの許容遅延を満たす適切な多重量を明らかにする。

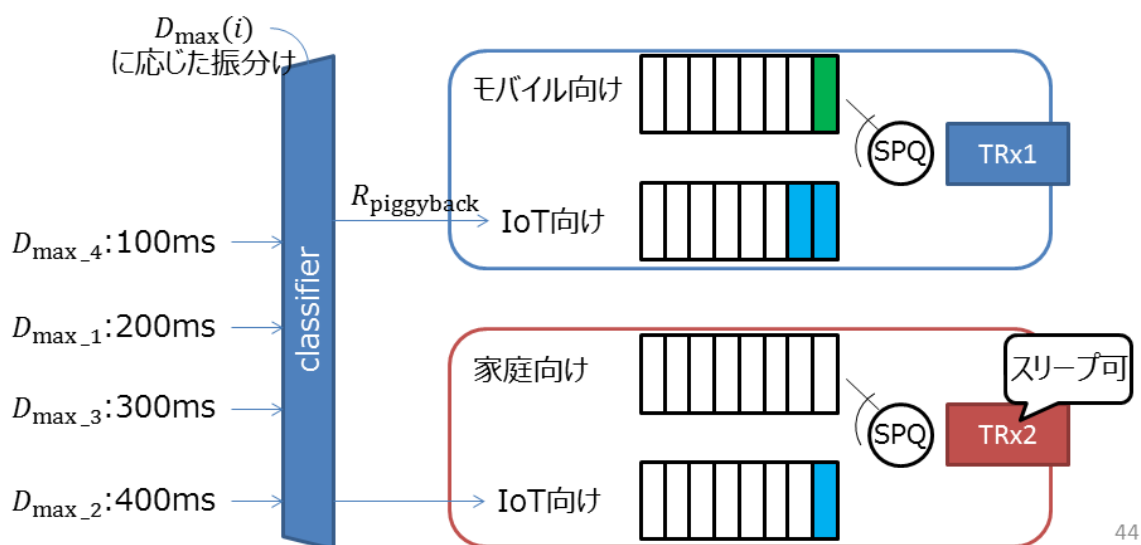


図 5-5. 許容遅延に応じたサービス多重の振分け

### 5.5.2 シミュレーションによる提案手法の評価

本提案における振り分けトラフィック量と省電力化の効果との関係を明らかにし、また、振り分けトラフィック量と各サービスへの遅延の影響を明らかにするために、図 5-6 に示す構成を用い、シミュレーションによって評価を行った。

シミュレーションでは、表 5-2 に示す通り、各センサノードから 1 秒毎に 1 パケット程度の送信量を想定し、ノードあたり 1522byte のパケットを 1Mbps で送信する。ただし、IoT ノードが通信を開始するタイミングはシミュレーションの開始から 1 秒後までの一様分布に従うランダムな時刻であり、ノードごとに独立である。モバイルトラフィックの生成は、ON/OFF モデルに従い、各状態における送信レートは表 5-2 に示す通りである。

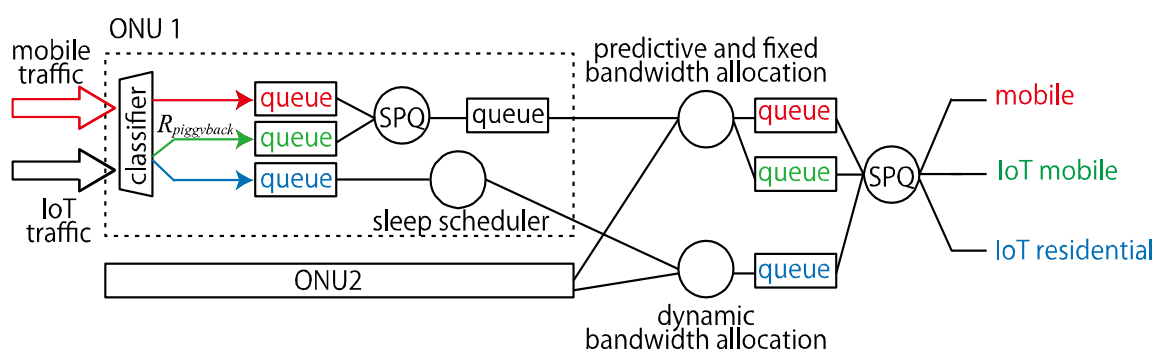


図 5-6. シミュレーションにおけるネットワーク構成 [8]

表 5.2 シミュレーション条件

パラメータ	値	単位
$R_{piggyback}$	10-950	Mbps
$N_{ONU}$	4	
$N_{sensor}$	1,000	-
PON ラインレート	10,000	Mbps
固定割当帯域	1,000	Mbps
$R_{sensor}$	1	Mbps
$T_{soh}$	1	ms
トラフィックモデル (mobile)	ON/OFF model	
トラフィックモデル (IoT)	Constant interval	
Mobile load (average)	0.3 or 0.9	
$R_{mobile}$ (on state)	1,500	Mbps
$R_{mobile}$ (off state)	0	Mbps
パケットサイズ	1522	byte
$D_{mobile}$	50	$\mu$ s
$D_{sensor}$	10-1000	ms
$T_{cycle}$	50	$\mu$ s
最大キュー長	62.5	Mbyte

省電力化の効果は、図 5-7 に示す通り、モバイルトラフィックが流れスリープ不可の TRx1 に振り分けるトラフィック量が多いほど、スリープ可能な TRx2 がスリープを実施できる時間の割合が高くなり、提案によって最大 18% 程度の向上が期待できる。また、モバイルトラフィックのロードが 0.3 の際と 0.9 の際でスリープを実施できる時間の割合が変化しないことから、モバイルトラフィックの負荷に依らず同程度の効果が得られることが明らかになった。

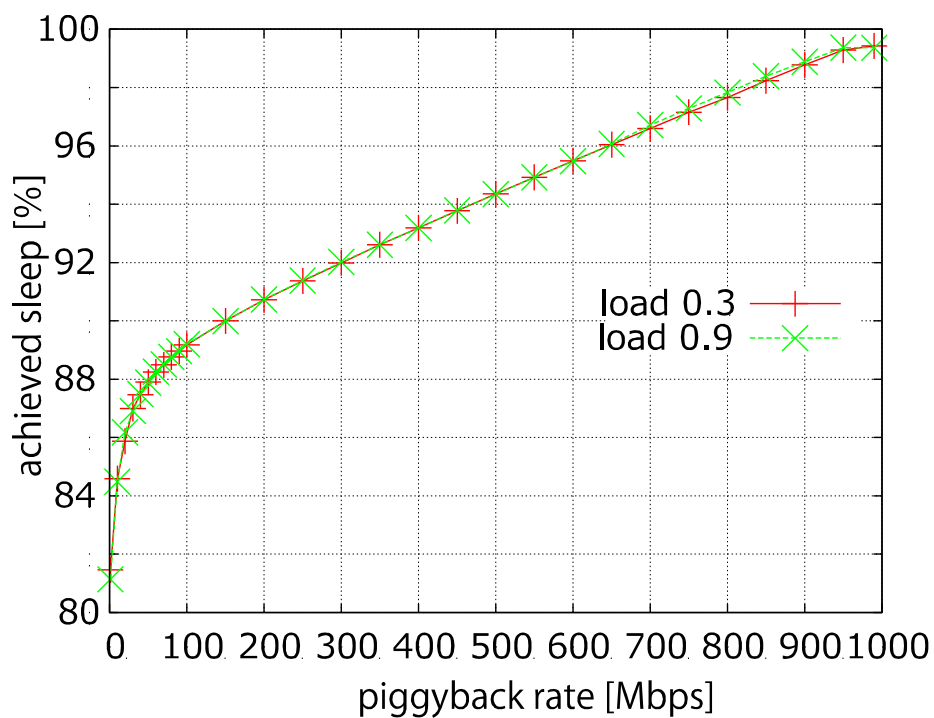


図 5-7. 提案手法による省電力化の効果[8]

一方、遅延の観点からは、図 5-8 および図 5-9 からわかるとおり、振分け量を多くすると、スリープ可能な TRx2 のスリープ時間が伸びる結果として平均遅延が増加していることが確認できる。ただし、振分け量を多くしてもモバイルに対して遅延影響を与えないことが確認できる。

また、モバイルトラフィックの負荷が高い時に振り分け量を多くすると、モバイル向けの TRx1 に多重する IoT トラフィックが送信できず、家庭向けの TRx2 における遅延よりも増加していることがわかる。

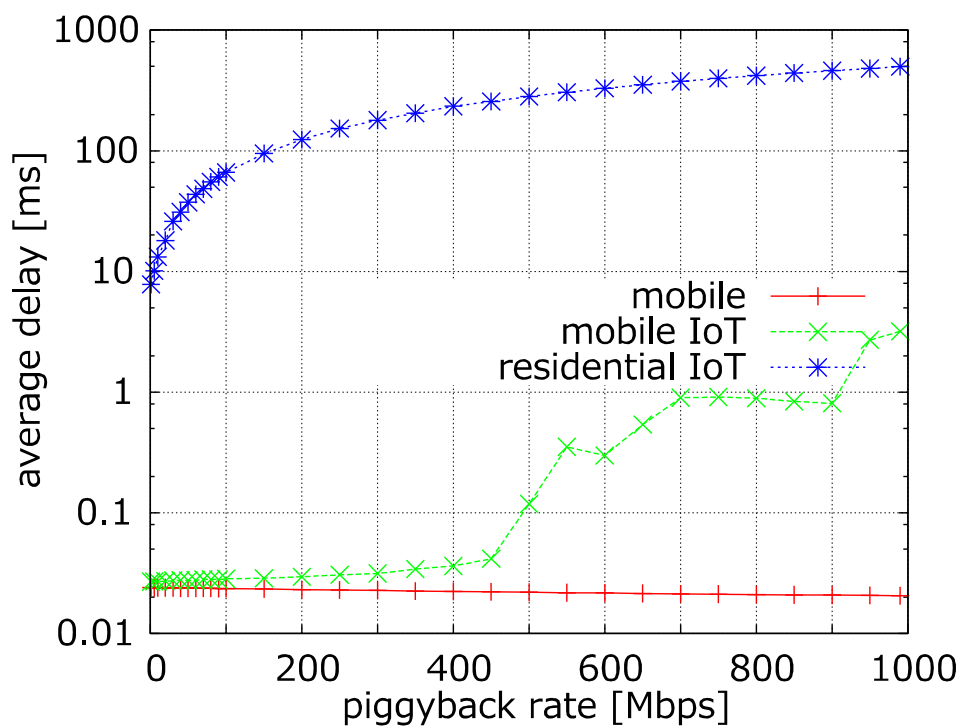


図 5-8. 提案手法における遅延の特性 (mobile load=0.3) [8]

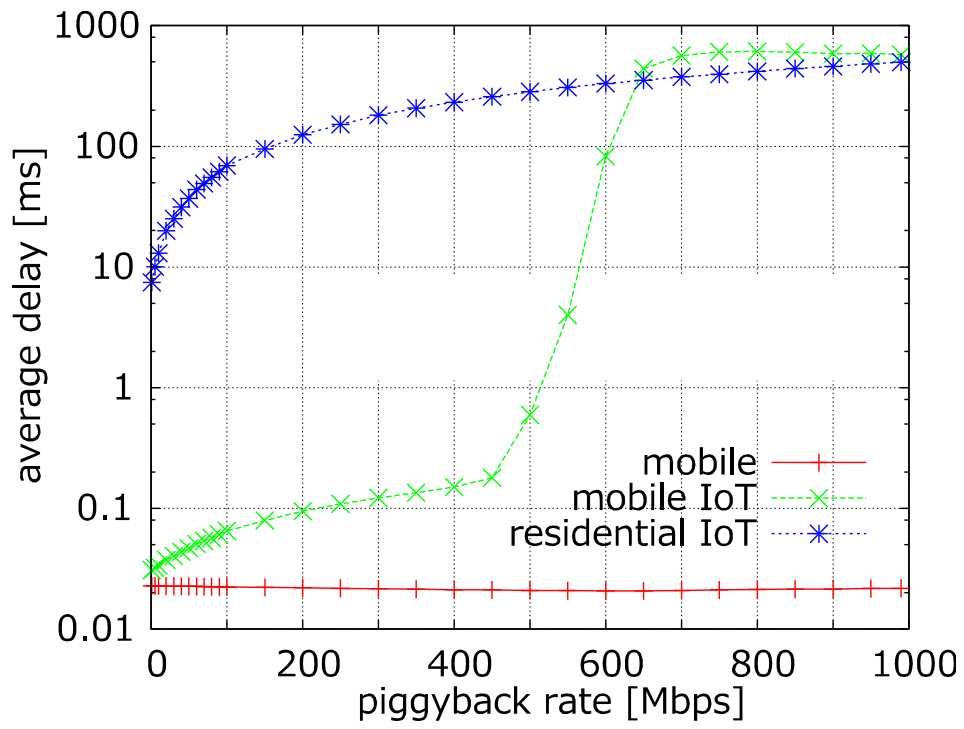


図 5-9. 提案手法における遅延の特性 (mobile load=0.9) [8]

## 参考文献

- [1] K. Cho, "Broadband Traffic Report: Comparing Broadband and Mobile Traffic," *Internet Infrastructure Review*, Vol. 28, pp. 28-33, Aug. 2015.
- [2] China Mobile Research Institute, "C-RAN The Road Towards Green RAN (White Paper)," 2011.
- [3] CPRI "CPRI specification version 6.1," 2011
- [4] N. Shibata, T. Tashiro, S. Kuwano, N. Yuki, J. Terada, and A. Otaka, "Mobile front-haul employing Ethernet-based TDM-PON system for small cells," *OSA OFC*, Los Angeles, 2015, paper M2J.1.
- [5] K. Miyamoto, S. Kuwano, J. Terada, and A. Otaka, "Uplink Joint Reception with LLR Forwarding for Optical Transmission Bandwidth Reduction in Mobile Fronthaul," in *Proc. VTC Spring*, Glasgow, 2015, pp.1-5.
- [6] L. Atzori A. Iera, and G. Morabito, "The Internet of Things: A survey," *ELSEVIER Comput. Netw.*, Vol. 54, No. 15, pp. 2787-2805, 2010.
- [7] ITU-T "40-Gigabit-capable passive optical networks (NG-PON2): Physical media dependent (PMD)," ITU-T G-series Recommendations G.989.2, pp. 72-74, Dec. 2014.
- [8] Hirotaka Ujikawa, Ken-Ichi Suzuki, Akihiro Otaka, Hiroki Nishiyama, and Nei Kato, " Energy-efficient Service Multiplexing on Profile-based TWDM Access Systems," *IEEE Internet of Things Journal*, Accepted.

## 6 結論

### 6.1 本論文のまとめ

本論文では、PON システムにおけるトラフィック流通時の省電力化手法を提案した。本論文の特徴として、PON を流れるトラフィックの具体的な振る舞いに着目し、その特徴に合わせた制御の提案を行った点が挙げられる。具体的には、通信プロトコルによって規定されている制御に対して、帯域割当や多重化といった QoS に関わる制御やスリープ制御を融合させるアプローチを取った。また、本論文の特徴として、実世界への適用を鑑み、実機による帯域や遅延、消費電力の評価を通して提案の効果を示したことが挙げられる。

3 章では、TDM-PON における *cyclic sleep* が、TCP に見られるような送信レートをインタラクティブに変化させていく通信方式に対して、送信レートを低下させてしまうという課題を明らかにし、ガードタイム方式を導入することによって送信レートの低減を回避した。また、ガードタイムの導入によって、接続性確認のための周期的トラフィック到着による省電力効果の低下が懸念されたが、TCP 通信のバースト性に着目した可変ガードタイム方式を導入することによって、トラフィックに対する悪影響を抑制しながら ONU の省電力化を実現する手法を確立した。

4 章では、TDM-PON における *deep sleep* によって、ONU を電池駆動させることを視野に入れ、消費電力を抜本的に削減しながら通信が切断されないようなタイマ制御の方式を提案した。具体的には、再送制御を備える通信プロトコルに着目し、標準で規定されている再送制御の動作に適したスリープタイマの設計を行い、再送のタイムアウトを回避させる適切なタイマ設定の条件を明らかにした。また、実機による消費電力と遅延の評価を基に、具体的な適用例とタイマの設計指針を示した。

5 章では、WDM/TDM-PON システムを用いて、従来の家庭向けサービスに加えて、それぞれ特に遅延に対する要求条件が大きく異なるモバイルや IoT を収容するための PON 構成を提案した。また、提案したマルチサービス収容可能な PON 構成において、IoT トラフィックのフローごとに設定された許容



遅延に基づいて、波長スリープを実施する方式を提案した。更に、提案のスリープの効果を高めるために、許容遅延に基づいて波長への振分けを行う方式の提案を行った。振分け閾値による遅延と省電力化に与える影響を評価した結果、適切な制御によって、モバイルへの遅延を抑制しながら、最大約 18%スリープ率を向上可能であることを明らかにした。

## 6.2 研究の貢献

本論文で確立した省電力手法は、1章で述べたように、トラフィック増加に伴う電力増が喫緊の課題であるアクセスネットワーク、特に PON システムの電力削減に大きく貢献する。通信サービスの利用者から見ると、トラフィックの増加に伴う利用料金の急激な高騰を避けることができ、通信事業者から見れば直接的な運用コスト削減となるため、経済性を確保することになる。また、通信によって電力供給が枯渇する状況を回避することに繋がるため、将来にわたり快適で安定した通信サービスを継続することに貢献できる。更に、環境面においても、電力消費や電力生産にかかる環境負荷の低減に繋がるため、社会的な意義も大きいといえる。

# 謝辞

本研究を進めるにあたり,終始丁寧にご指導を賜りました東北大学大学院情報科学研究科教授 加藤寧博士に謹んで深く感謝の意を表します。また,本論文の学位審査の副査を引き受けて頂き,数多くの有益なご助言を頂きました同教授 篠原歩博士,同教授 菅沼拓夫博士,同准教授 西山大樹博士に謹んで深く感謝の意を表します。

本研究を進める機会を与えて頂き,ご指導ご鞭撻を頂きました,防衛大学校通信工学科教授 葉玉久弥博士,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,日本電信電話株式会社 アクセスサービスシステム研究所光アクセスシステム基盤プロジェクト プロジェクトリーダー 大高明浩氏,同プロジェクト基盤 SE グループ グループリーダー 鈴木謙一博士,同グループ 特別研究員 可児淳一博士,同社デバイスイノベーションセンタ スマートコネクションデバイスプロジェクト プロジェクトリーダー 木村俊二博士,同プロジェクトアクセス応用 DP DP 長 坂本健氏,慶應義塾大学理工学部電子工学科専任講師 久保亮吾博士に謹んで深く感謝の意を表します。

本研究を進めるにあたり,日頃より数多くのご協力や有益なご助言を頂きました,日本電信電話株式会社 アクセスサービスシステム研究所 アクセスオペレーションプロジェクト 柴田朋子氏,山田崇史博士,田所将志氏,同研究所光アクセスシステム基盤プロジェクト 吉野學博士,大田憲之氏,西原晋氏,久保尊広氏,野村紘子氏,原田拓弥氏に謹んで深く感謝の意を表します。

最後に,いつも心の支えになってくれた家族に心から感謝致します。