

# フォトニックバーストネットワークにおける優先制御に関する一検討

杉本元紀\* 小笠原 崇\*\*  
菅原真司\* 三木 哲也\*

## Priority Control for Photonic Burst Networks

Yoshinori SUGIMOTO\*, Takashi OGASAWARA\*\*, Shinji SUGAWARA\*, Tetsuya MIKI\*

### Abstract

The WDM (Wavelength Division Multiplexing) transmission technology has the potential to extremely large capacity broadband multimedia communication networks. Aiming to realize such a broadband network, the wavelength path network architecture and the OXC (Optical Cross Connect) technologies are well studied. But, the wavelength path network has the problem of too large granularity in terms of path bandwidth.

In order to decrease the size of granularity with WDM base networks, we proposed Photonic Burst Networks which consist of the optical-TDM regional network and the WDM long haul backbone network. Backbone network interconnects a set of regional networks using assigned wavelength. In the regional network, packet base traffics are aggregated into the very high-speed optical burst data and switched into photonic networks at the edge node in the regional network.

In this paper we propose the dynamic bandwidth assignment algorithm, which has the two mode of with and without reservation. In this algorithm, we investigate the prioritization scheme for aggregating packets into optical burst at the edge node in regional networks. And we evaluate the network performance by the prioritization scheme compared with no priority.

**Keywords:** WDM, optical-TDM, Photonic Network, Photonic Burst Network, Priority Control

## 1 序論

### 1.1 研究の背景および研究の目的

インターネット利用者によるネットワークアクセスの増加に伴い、バックボーンネットワークにおけるデータトラフィック量も増加を続けている。トラフィック増加を支え得る有力なネットワーク技術に、フォトニックネットワークがある。

本研究でターゲットとしているフォトニックネットワーク技術を用いたバックボーンネットワークでは、光ルーティングを行い、電気的な処理はエッジに集約する。つまり、現在のネットワークのように、IP (Internet Protocol) ルータ, ATM (Asynchronous Transfer Mode),

SDH (Synchronous Digital Hierarchy) 等のサービスごとに転送処理を行うのではなく、それら全てをバースト多重することで、サービスを限定することなくフォトニックネットワークを実現することを目的にしている。

フォトニックネットワークの基本モデルとして以下の3つが考えられる。

1. EN (Edge Node) ごとに個別波長を用意し、各々の波長パスにパケット多重を行うモデル。
2. 複数 EN どうしで波長を共有し、同一波長内でバースト多重を行うモデル。
3. 複数 EN どうしで波長を共有し、同一波長内で光パケット多重を行うモデル。

Received on Jan 31, 2003.

\* Department of Information and Communication Engineering

\*\* Department of Electronic Engineering

1. のモデルは技術的に実現性が高いという利点があるが、変動するトラフィックに対応できず、必要となる波長数が多いという欠点をもつためふさわしくない。また、3. は全光パケットスイッチや光バッファメモリを必要とするため、技術的に実現は困難である。従って、本研究では2. のモデルを対象とする。このモデルは、コアネットワーク内におけるルータや光バッファメモリを必ずしも必要としないため、実現性が高いと思われる。

ファイル転送や電子メールといったアプリケーションはリアルタイム性が低いが確実に送信先まで届かなければならない。一方、テレビ会議といった遅延に敏感なアプリケーションは高いリアルタイム性を要求するため低遅延、低ゆらぎの通信品質を必要とする。そこで優先制御を行い異なる品質を要求するサービスを効率よく送信することを本研究の目的とする。

## 2 フォトニックパーストネットワーク

本論文では、Figure 1 に示すような WDM (Wavelength Division Multiplexing) 技術と TDM (Time Division Multiplexing) 技術の組み合わせによるリング構成のフォトニックパーストネットワーク [1]-[4] に適した優先制御を提案する。

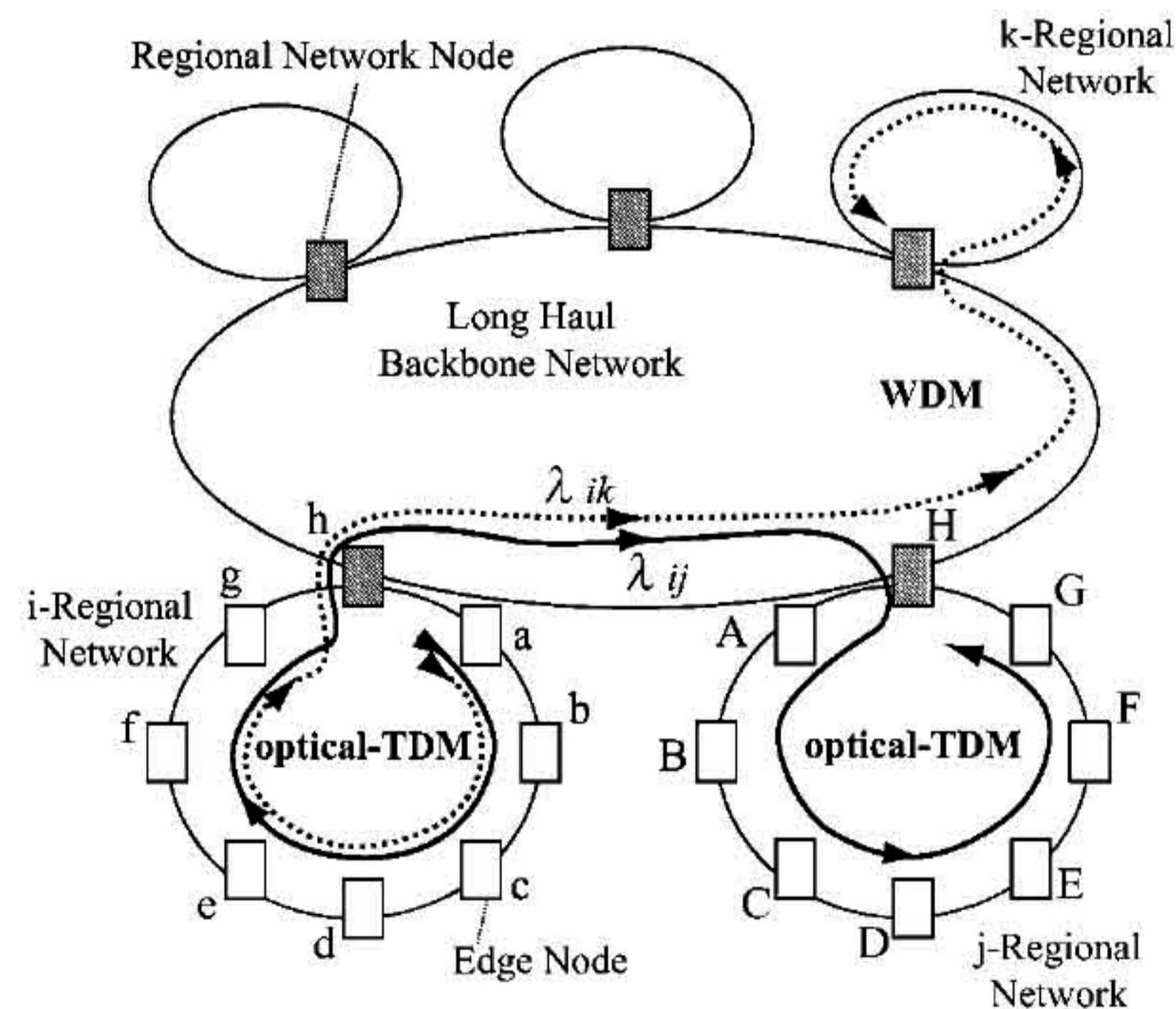


Figure 1 Proposed Photonic Network Structure

### 2.1 LHBN (Long Haul Backbone Network) 内の動作

送信元 RNN (Regional Network Node) は、宛先 RNN ごとに異なる波長チャンネルを用いて通信する。例えば、RN *i*-*j* 間では波長  $\lambda_{ij}$ 、RN *i*-*k* 間では波長  $\lambda_{ik}$  により通信を行う。

### 2.2 RN (Regional Network) 内の動作

トラフィックが時間的に大きく変化する場合、RNN が EN へ常に一定の帯域を割当てる静的帯域割当て方式は効率が良いとはいえない。トラフィックの変化に応じて帯域を割当てるためには、動的な割当て方式が不可欠である。そこで、動的帯域割当て方式として予約型方式と非予約型方式を提案する。

予約型方式では、Figure 2 に示すように、各送信側の EN が確保できるタイムスロット数を予約してからパケットデータを送信する。まず、各 EN は1周目で利用したいタイムスロット数をフレーム内の予約情報欄に書き込む。そして RNN は予約をもとに EN への割当て数を決め、2周目で各 EN はパケットデータを書き込む。本方式では、1周目で予約をして2周目でパケットデータを送信するため、RN 内にフレームを2回巡回させる必要がある。

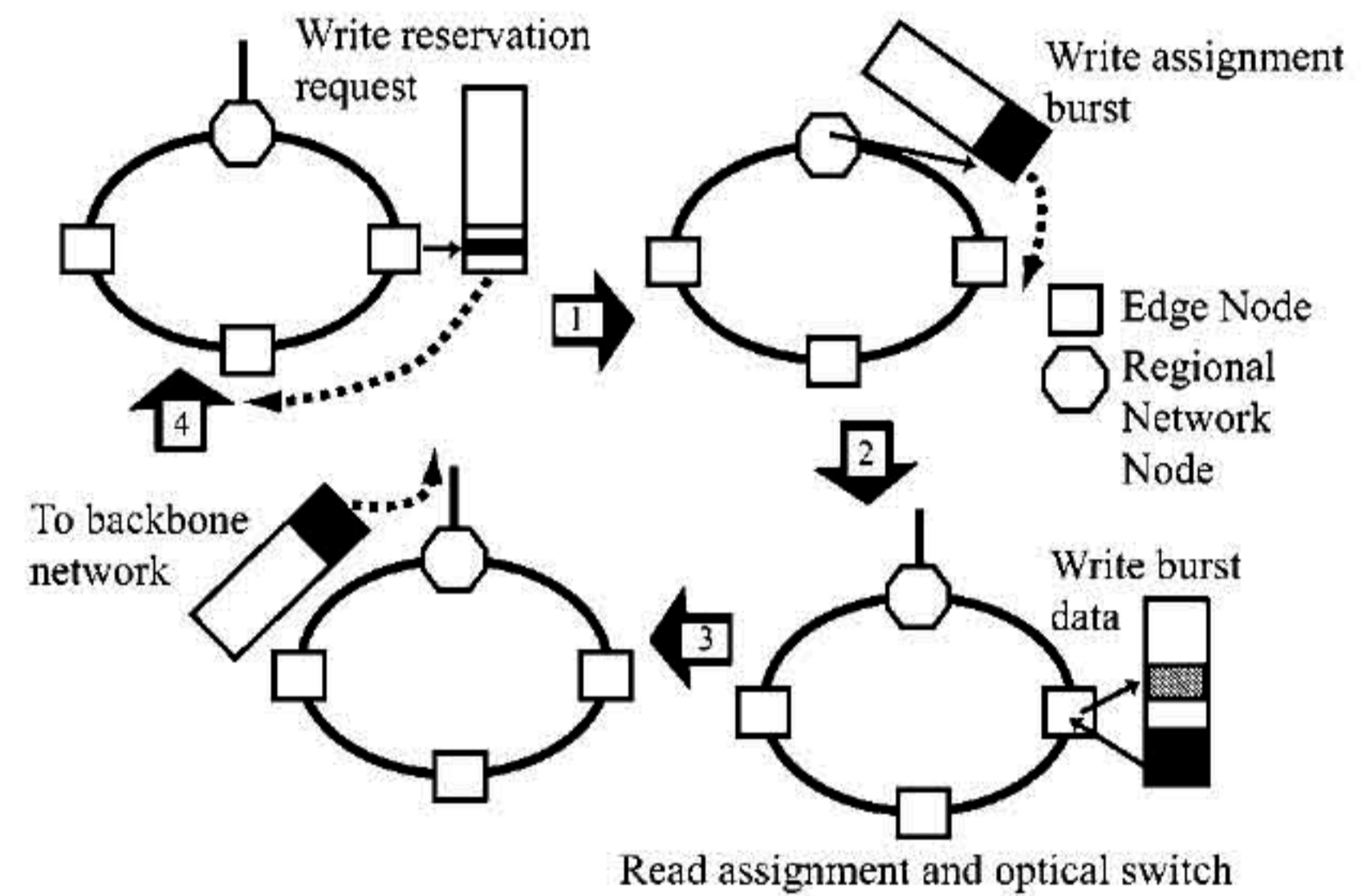
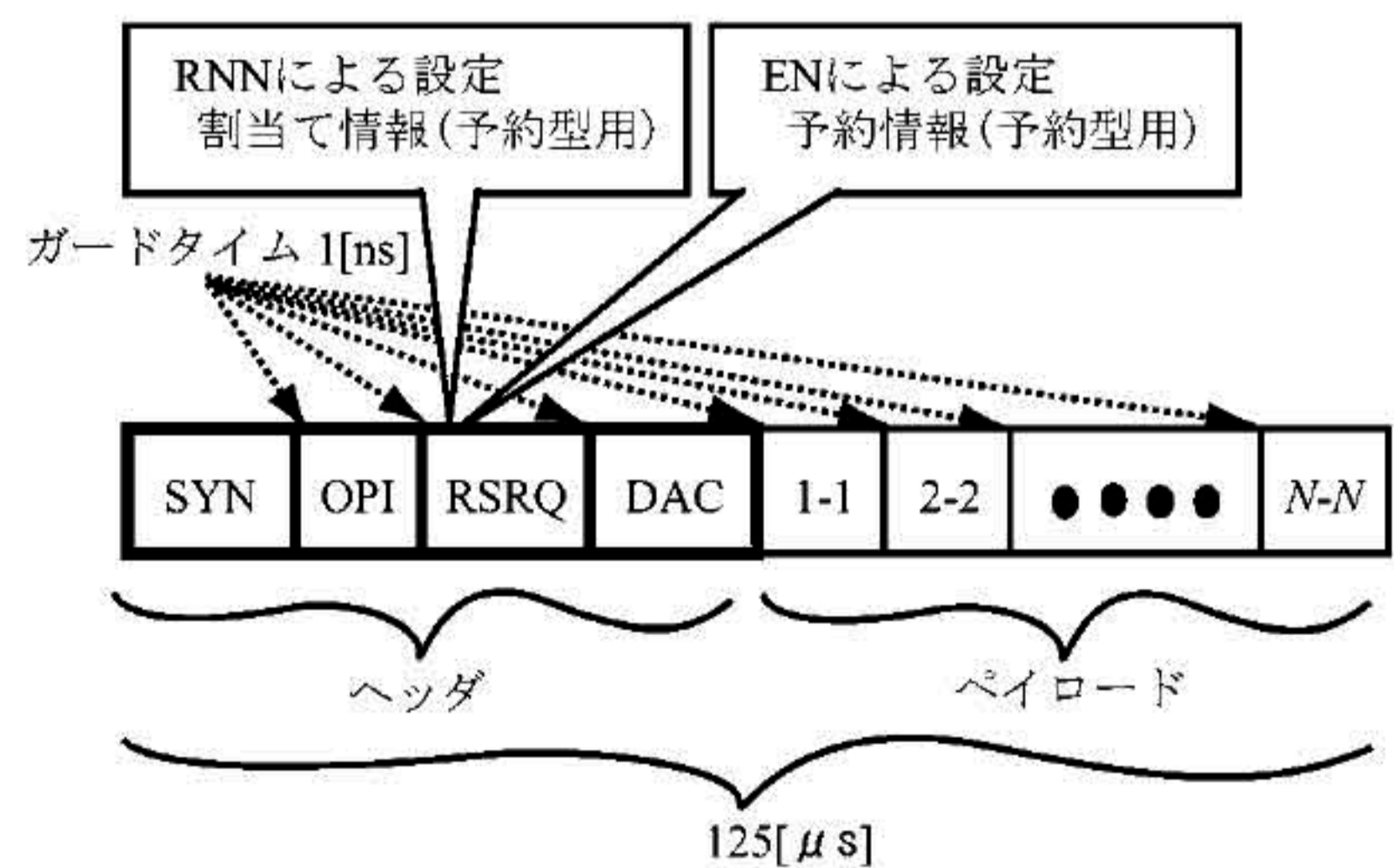


Figure 2 Frame trip in Regional Network



SYN: Synchronization(24xN<sub>x</sub>N[bit])  
 OPI: Optical Path Identifier(64xN<sub>x</sub>N[bit])  
 RSRQ: Reservation and Request(44xN<sub>x</sub>N[bit])  
 DAC: Data Administration and Control(44xN<sub>x</sub>N[bit])  
 N: Number of EN

Figure 3 Proposed Frame Structure (reservation mode)

一方、非予約型方式では、各送信側のENは予約の手順が不要であるため、予約型方式に比べてより短い遅延時間でフレームに書き出されるというメリットがある。しかし、RNNがRNにただフレームを流しているだけでは、フレームを最初に受けるENが他のENよりも常に多くのパケットをフレームに書き込めるという不公平が生じてしまう。例えばFigure 1において、Regional Network  $i$  内のRNN  $h$  から最初にフレームを受け取るEN  $a$  が書き込むことのできる最大パケット量は、他のEN  $b, EN c, \dots, EN g$  のそれと比べて常になくなってしまふ。これでは、各ENへ非常に重いトラフィックが入り込む場合、EN  $a$  だけが大量のパケットを書き込めてEN  $g$  は全く書き込めないという事態が生じ得る。

そこでこの問題を解決するため、各ENはフレームのヘッダ部に不足スロット数を書き込んでRNNに通知し、RNNはヘッダ部の不足情報を読み取って各ENに対して上限スロット数を設定したフレームを送り出すという方法を提案する。

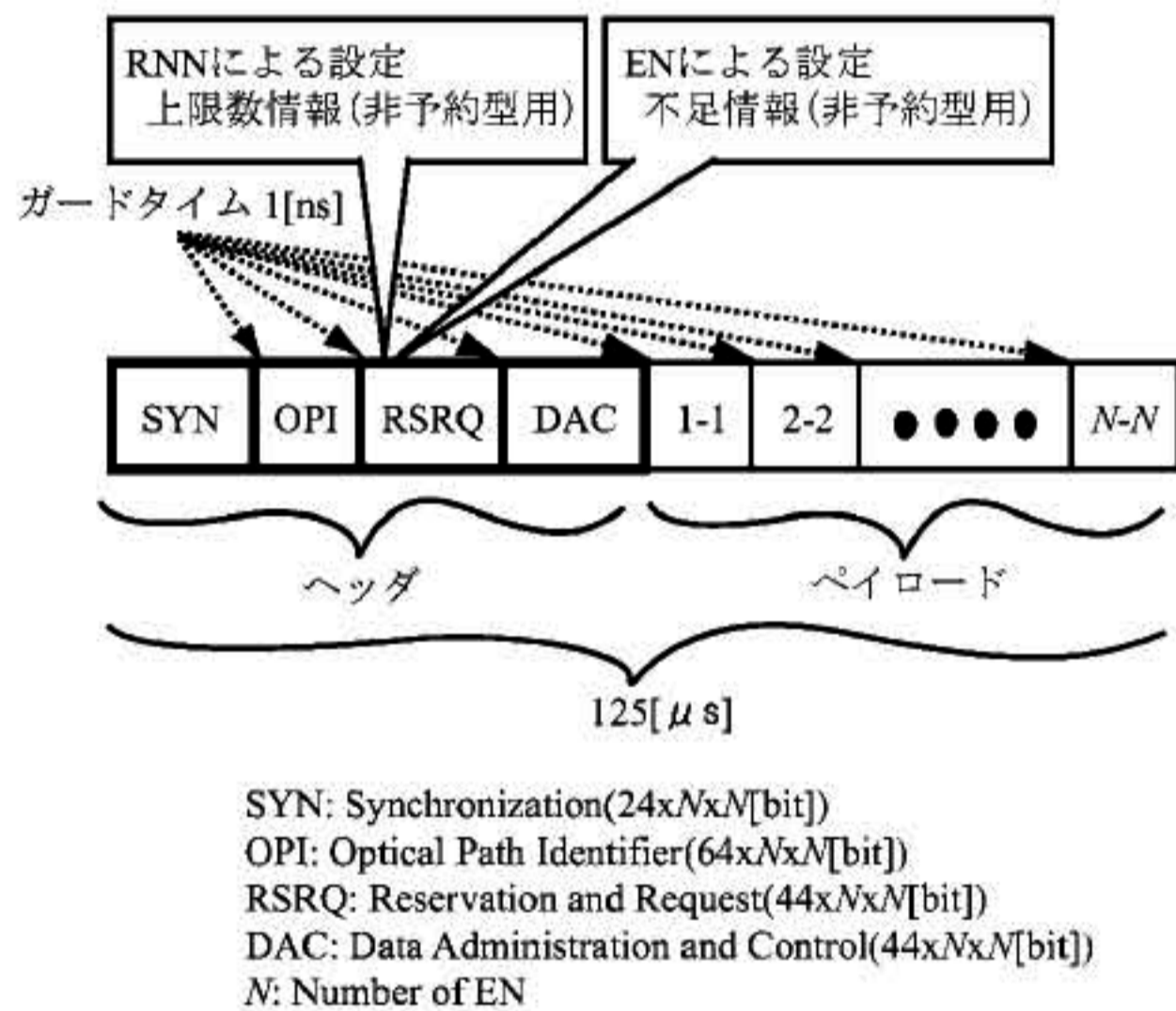


Figure 4 Proposed Frame Structure (non-reservation mode)

### 2.3 RNNの動作

まず、予約型方式について述べる。RNNがRNからLHBNへ出て行くフレームのヘッダ部を見ることにより、EN  $i$  ( $i = 1, 2, \dots, n$ ) の予約スロット数  $T_{resu}^i$  を読み取る。EN  $i$  に対する新たな予約型タイムスロットの割当て数  $T_{assign}^i$  は式(1)により決定する。ただし、 $T_{all}$  はペイロード部全体に含まれるタイムスロット数を表す。

$$T_{assign}^i = \frac{T_{resu}^i}{\sum_{i=1}^n T_{resu}^i} \times T_{all} \quad (1)$$

非予約型方式についても同様に、EN  $i$  の非予約型の不足スロット数  $T_{noresu}^i$  を読み取り、各ENに対する上限数  $T_{max}^i$  を次式(2)により計算する。

$$T_{max}^i = \frac{T_{noresu}^i}{\sum_{i=1}^n T_{noresu}^i} \times T_{all} \quad (2)$$

## 3 フォトニックパーストネットワークにおける優先制御

確実性重視の予約型帯域割当て方式と低遅延重視の非予約型帯域割当て方式を用い、RNNにおいて帯域割当てを行う際にこれら2つの方式を併用する優先制御を提案する。まず、その優先制御におけるENとRNNの動作、処理手順を説明する。

### 3.1 優先制御のためのRN内動作

EN ここで、ループ時間をフレームがRNを1周するのに必要な時間をフレーム時間長単位で表したものと定義する。また、説明をわかりやすくするため、RNNより順次送り出されるフレームにはA, B, C, Dの印がつけられており、 $A \rightarrow B \rightarrow C \rightarrow D \rightarrow A \rightarrow B \rightarrow C \rightarrow D \rightarrow A \rightarrow \dots$  の順で送り出されるものとする。さらに、各EN  $i$  ( $i = 1, 2, \dots, n$ ) は、A, B, C, Dと印のつけられた4つの予約型データ用のキューと1つの非予約型データ用のキューをもつものとする。

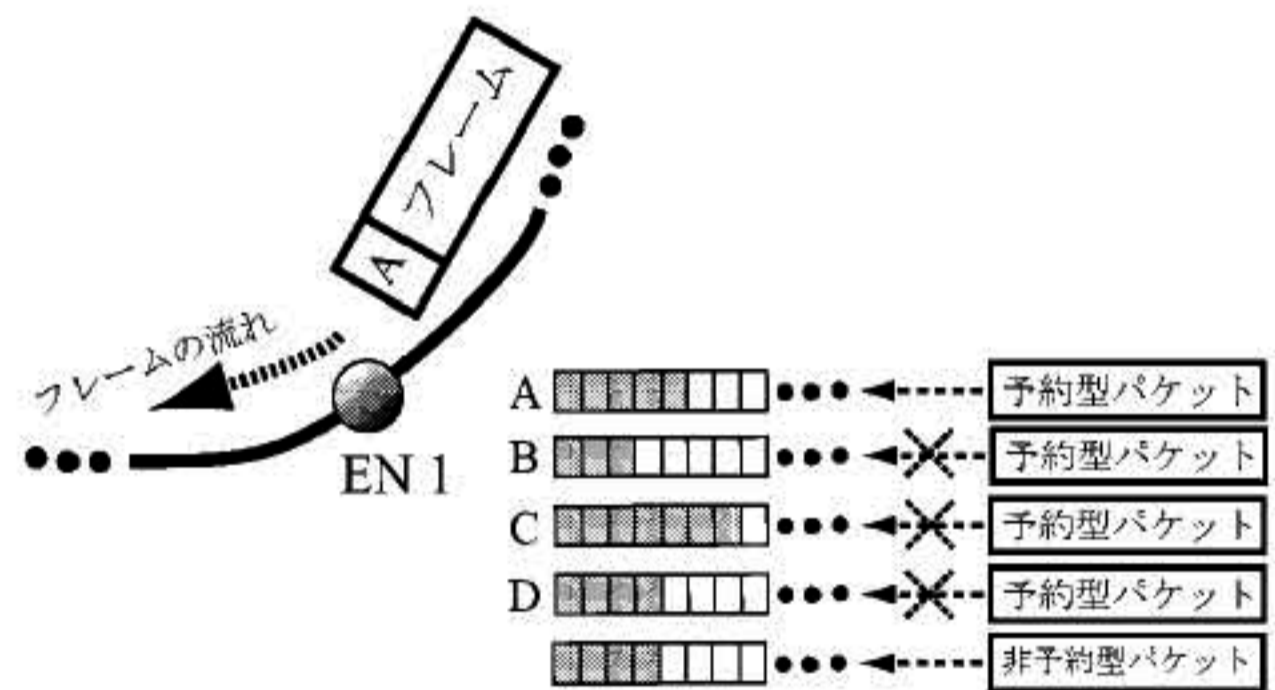


Figure 5 EN (procedure 1)

今、フレームAがEN1に到着したとする。このときのEN1の動作を説明する。

EN1はまず、アクセス系のトラフィックを入力する際、予約型データはフレームと同じ印の予約型用キューへ、非予約型データは非予約型用キューへキューイングされる (Figure 5)。キューイング時の優先制御として、やむを得ずパケットを破棄する場合には非予約型データから先に破棄するものとする。

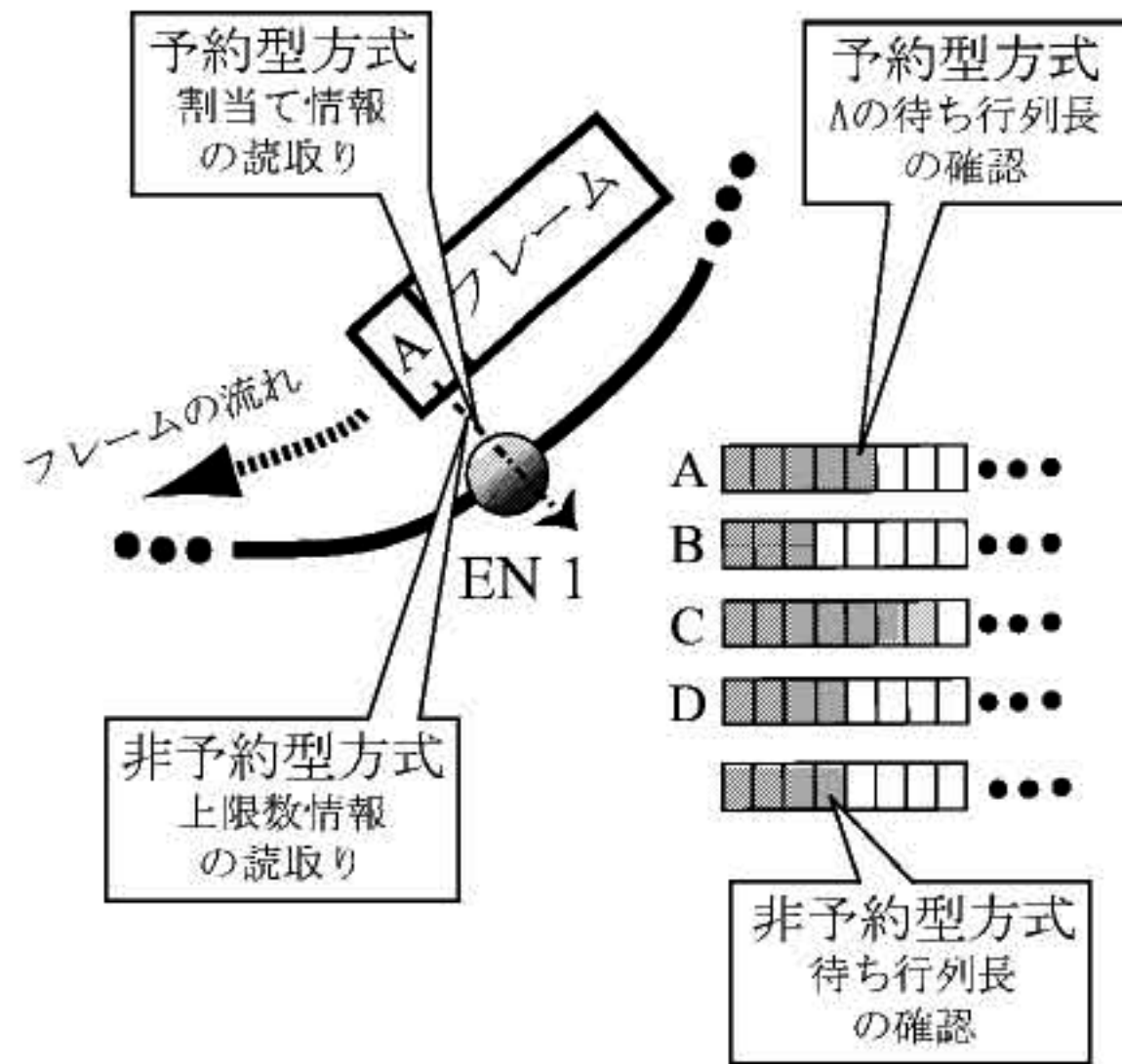


Figure 6 EN (procedure 2)

フレームのヘッダ部の割当て情報欄（予約型用）と上限値情報欄（非予約型用）に書かれている割当てタイムスロット数  $T_{assign}^1$  と上限タイムスロット数  $T_{max}^1$  を読取り、予約型用キュー A と非予約型用キューの待ち行列長（それぞれ  $L_{resv}^A$ ,  $L_{noresv}$  とする）を調べる (Figure 6)。

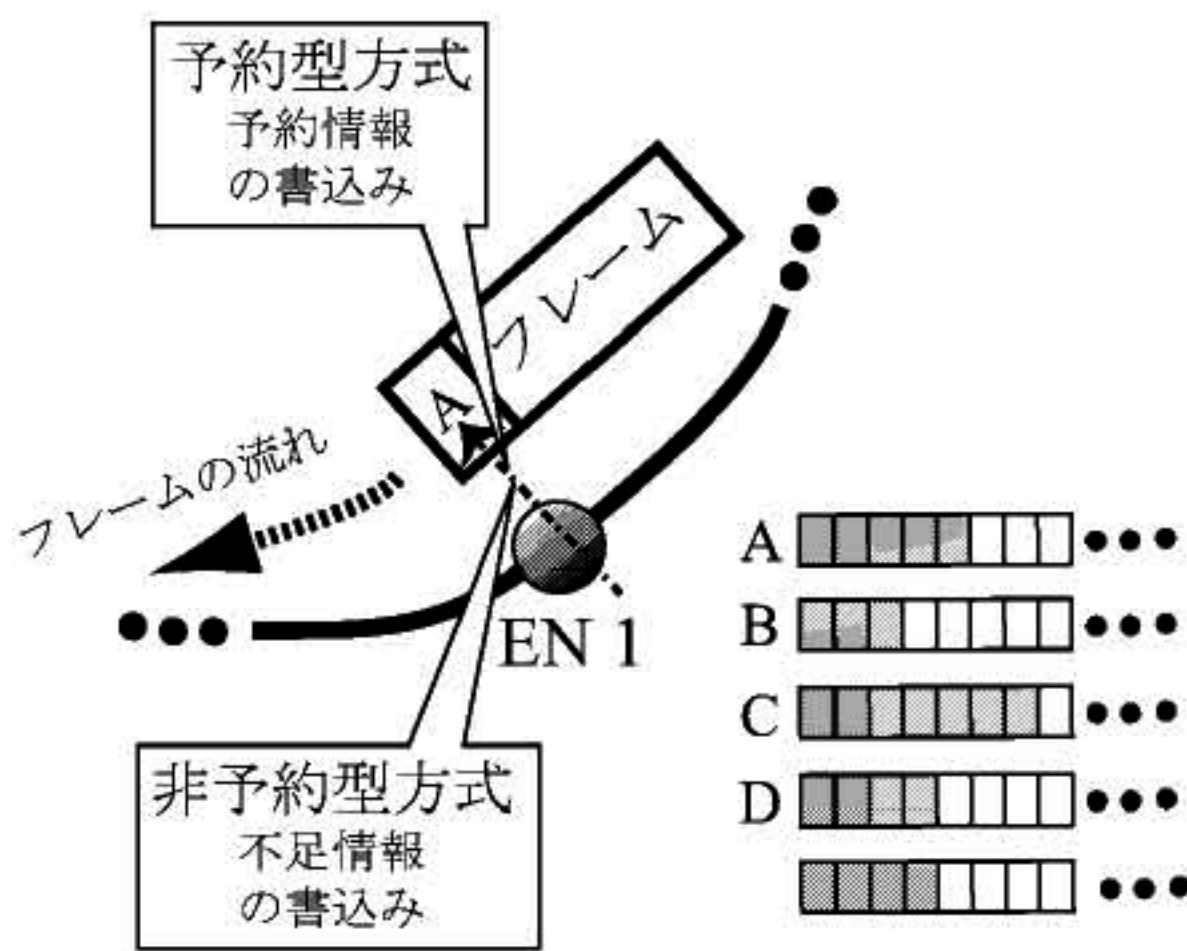


Figure 7 EN (procedure 3)

次に、予約情報欄に予約タイムスロット数  $T_{resv}^1$ 、不足情報欄に不足タイムスロット数  $T_{noresv}^1$  を書き込む (Figure 7)。

$T_{resv}^1$  と  $T_{noresv}^1$  は次のようにして計算される。ただし簡単のため、キュー長はタイムスロット単位とした。

$$T_{resv}^1 = L_{resv}^A - T_{assign}^1 \quad (3)$$

$$T_{noresv}^1 = L_{noresv} - T_{max}^1 \quad (4)$$

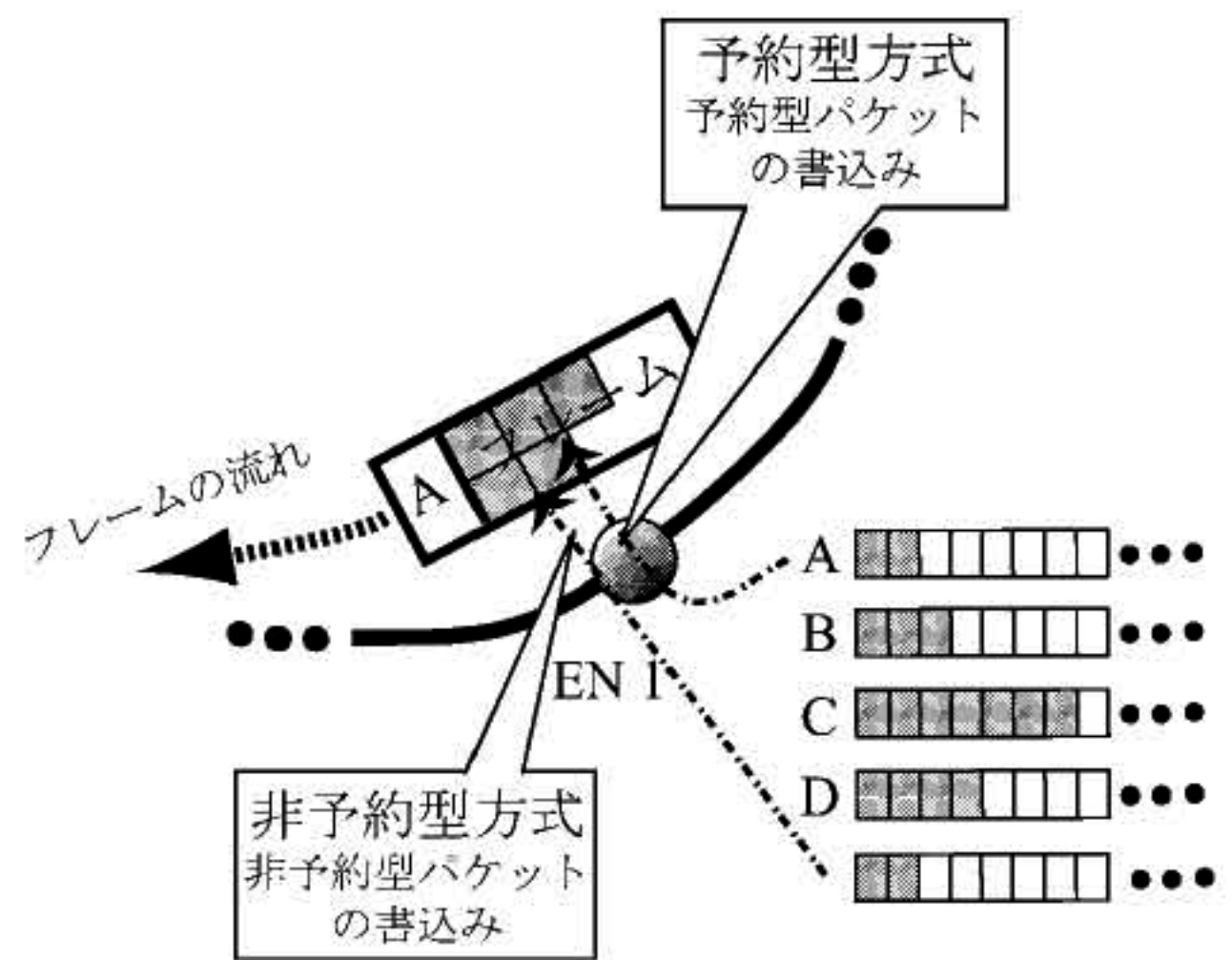


Figure 8 EN (procedure 4)

最後に、予約型データ用キュー A から割当てタイムスロット数  $T_{assign}^1$  までを、非予約型データ用キューから上限タイムスロット数  $T_{max}^1$  までを各々フレームへ書き出す (Figure 8)。予約型データはフレームの印と同じキューにいるものだけがフレームに書き出されることに注意する。

以降、EN 2, EN 3, ..., EN  $n$  もフレーム A に対して EN 1 と同様の処理を行う。フレーム B, C, D についても各 EN は同様の処理を行う。

RNN 次に、RNN の動作について説明する。今、フレーム A が RNN に到着したとする。

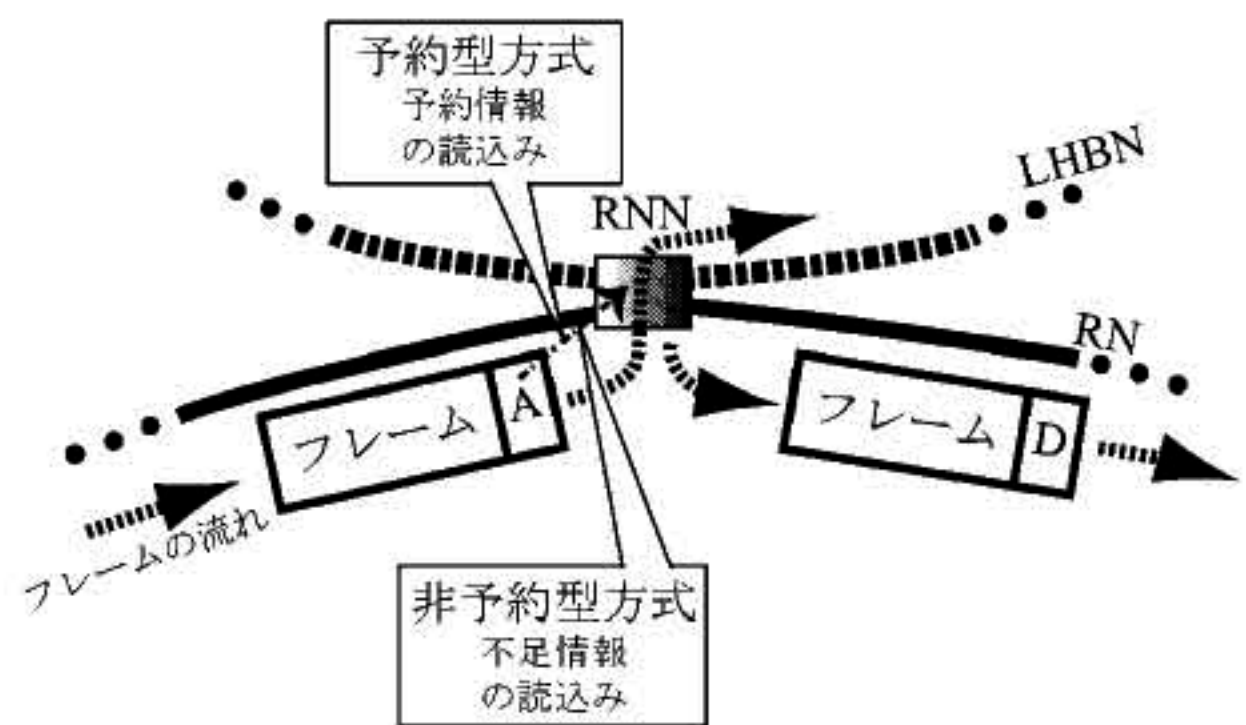


Figure 9 RNN (procedure 1)

まず、フレーム A のヘッダ部の予約情報欄（予約型用）と不足情報欄（非予約型用）に書かれている予約タイムスロット数  $T_{resv}^i$  と不足タイムスロット数  $T_{noresv}^i$  を読取る ( $i = 1, 2, \dots, n$ ) (Figure 9)。

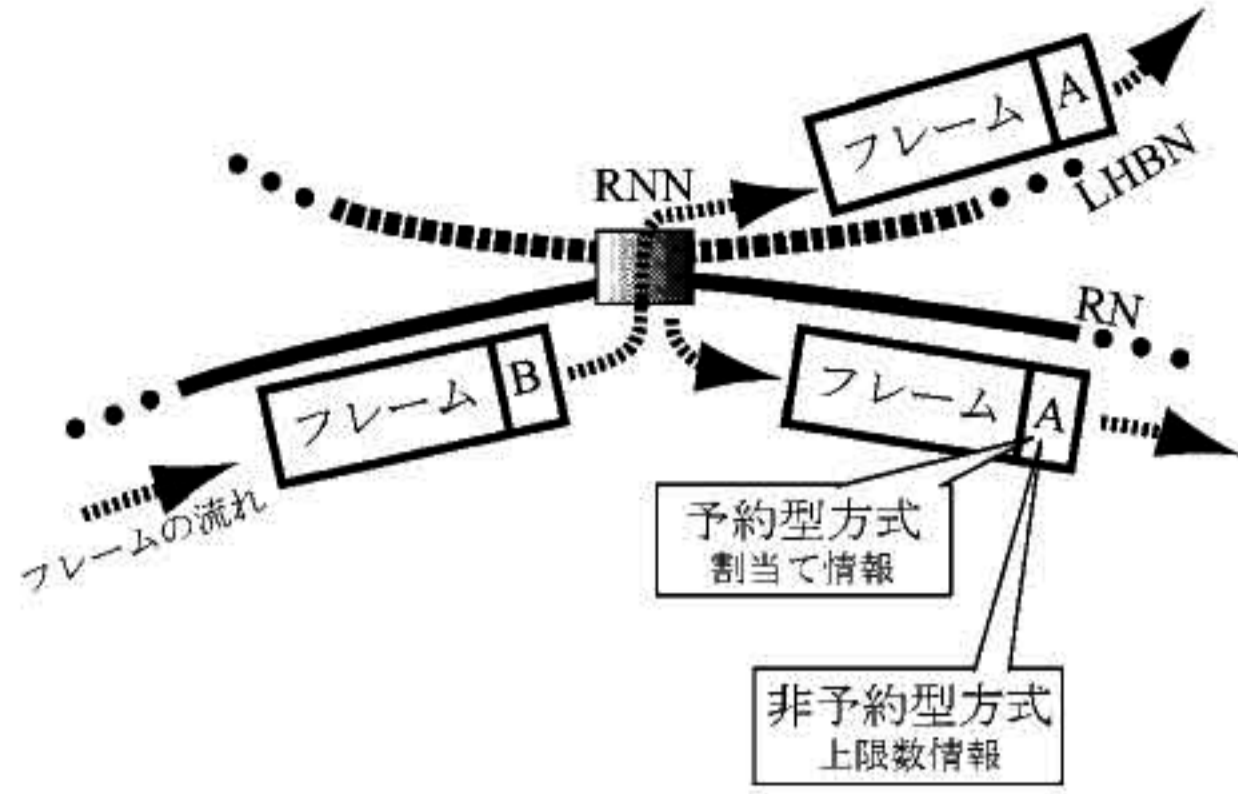


Figure 10 RNN (procedure 2)

そして、新たに送り出すフレーム A の割当て情報欄（予約型用）と上限値情報欄（非予約型用）に、割当てタイムスロット数  $T_{assign}^i$  と上限タイムスロット数  $T_{max}^i$  を計算して書き込む。続いて到着するフレーム B, C, D, A, ... についても同様に処理する (Figure 10)。

これら  $T_{assign}^i$  と  $T_{max}^i$  の計算方法について、方法 1 と方法 2 について述べる。

### 3.2 方法 1：予約型非優先帯域割当て

ケース 1：全予約数と全不足数の和が 1 フレームのタイムスロット数を越えた場合

ペイロード部に含まれる全タイムスロット数  $T_{all}$  を各々の合計数の比  $\sum_{i=1}^n T_{resv}^i : \sum_{i=1}^n T_{noresv}^i$  で分割し、それぞれを予約型用タイムスロット  $T_{all-resv}$ 、非予約型用タイムスロット  $T_{all-noresv}$  とする。

$$T_{all-resv} = \frac{\sum_{i=1}^n T_{resv}^i}{\sum_{i=1}^n T_{resv}^i + \sum_{i=1}^n T_{noresv}^i} \times T_{all} \quad (5)$$

$$T_{all-noresv} = \frac{\sum_{i=1}^n T_{noresv}^i}{\sum_{i=1}^n T_{resv}^i + \sum_{i=1}^n T_{noresv}^i} \times T_{all} \quad (6)$$

次に、EN へのタイムスロットの割当てについて述べる。EN  $i$  ( $i = 1, 2, \dots, n$ ) に対する割当てタイムスロット数  $T_{assign}^i$  と上限タイムスロット数  $T_{max}^i$  は次の式で計算される。

$$T_{assign}^i = \frac{T_{resv}^i}{\sum_{i=1}^n T_{resv}^i} \times T_{all-resv} \quad (7)$$

$$T_{max}^i = \frac{T_{noresv}^i}{\sum_{i=1}^n T_{noresv}^i} \times T_{all-noresv} \quad (8)$$

この場合、各 EN の  $T_{assign}^i, T_{max}^i$  はそれぞれ  $T_{resv}^i, T_{noresv}^i$  に満たない。

ケース 2：全予約数と全不足数の和が 1 フレームのタイムスロット数を越えない場合

$$T_{all-resv} = \sum_{i=1}^n T_{resv}^i \quad (9)$$

$$T_{all-noresv} = T_{all} - T_{all-resv} \quad (10)$$

$$T_{assign}^i = T_{resv}^i \quad (11)$$

$$T_{max}^i = \frac{T_{noresv}^i}{\sum_{i=1}^n T_{noresv}^i} \times T_{all-noresv} \quad (12)$$

このとき、割当てタイムスロット数  $T_{assign}^i$  は予約タイムスロット数  $T_{resv}^i$  だけ充てられるが、上限タイムスロット数  $T_{max}^i$  は不足タイムスロット数  $T_{noresv}^i$  よりも多く充てられる。

### 3.3 方法 2：予約型優先帯域割当て

ケース 1：全予約数が 1 フレームのタイムスロット数を越えた場合

ペイロード部に含まれる全タイムスロット数  $T_{all}$  を予約型用タイムスロット  $T_{all-resv}$  とし、割当てタイムスロット数  $T_{assign}^i$  は予約タイムスロット数に応じて比例配分する。したがって非予約型用タイムスロットはゼロとなる。

$$T_{all-resv} = T_{all} \quad (13)$$

$$T_{all-noresv} = 0 \quad (14)$$

$$T_{assign}^i = \frac{T_{resv}^i}{\sum_{i=1}^n T_{resv}^i} \times T_{all-resv} \quad (15)$$

$$T_{max}^i = 0 \quad (16)$$

この場合、各 EN の  $T_{assign}^i$  は  $T_{resv}^i$  には満たない。また、 $T_{max}^i$  はゼロである。

ケース 2：全予約数が 1 フレームのタイムスロット数を越えない場合

$$T_{all-resv} = \sum_{i=1}^n T_{resv}^i \quad (17)$$

$$T_{all-noresv} = T_{all} - T_{all-resv} \quad (18)$$

$$T_{assign}^i = T_{resv}^i \quad (19)$$

$$T_{max}^i = \frac{T_{noresv}^i}{\sum_{i=1}^n T_{noresv}^i} \times T_{all-noresv} \quad (20)$$

このとき、割当てタイムスロット数  $T_{assign}^i$  は予約タイムスロット数  $T_{resv}^i$  だけ充てられる。一方、上限タイムスロット数  $T_{max}^i$  は、非予約用タイムスロットが全不足タイムスロット数よりも多ければ ( $T_{all-noresv} > \sum_{i=1}^n T_{noresv}^i$ ) 不足タイムスロット数  $T_{noresv}^i$  以上充てられる。

以上 2 つの帯域割当てについて述べた。方法 1 は、予約型・非予約型のどちらにもできる限り帯域を割当てる

方法である。一方, 方法2では, 非予約型データに全くタイムスロットが充てられないケースが生じるので(ケース1), 方法1に比べて予約型データの優先度が高い。

### 4 提案する優先制御の評価

2つの優先制御(方法1と方法2)を計算機シミュレーションにより比較・検討する。

#### 4.1 シミュレーションモデル

Table 1 にシミュレーションの入力パラメータ, Table 2 にシミュレーションで用いた自己相似トラフィックの平均容量  $\mu$  [Mbps] と標準偏差  $\sigma$  [Mbps] を示す。ここで, Table 1 中の  $\Gamma$  を式(21)で表されるものと定義する。

$$\Gamma = \frac{\text{最大トラフィック容量}}{\text{平均トラフィック容量}} \quad (21)$$

Table 1 Simulation parameters

エッジノード数 [個]	10
フレーム容量 [MByte]	9,375
タイムスロットサイズ [kByte]	1024
シミュレーション時間 [フレーム時間]	$2 \times 10^6$
ループ時間 [フレーム時間]	4
伝送速度 [Gbps]	150
エッジノードのバッファ量 [MByte]	8
到着データ量に占める予約型データ量の割合 $r$	0.00, 0.10, 0.30, 0.50, 0.70, 0.90, 1.0
$\Gamma$	1.0~1.6 (0.1毎に可変)

Table 2 Self-similar traffics

エッジノード	$\mu$ [Mbps]	$\sigma$ [Mbps]
1	15,004	1,176
2	15,014	1,334
3	15,000	487
4	15,000	280
5	15,124	1,777
6	15,155	1,847
7	15,052	1,566
8	15,000	734
9	15,040	1,512
10	15,000	842

#### 4.2 シミュレーション結果とその考察

予約型データと非予約型データの packets 破棄率の比較を Figure 11, 平均遅延時間を Figure 12, 遅延ゆらぎを Figure 13 に示す。ただし, Figure 13 では平均遅延時間の標準偏差を遅延ゆらぎとしてグラフにした。

**パケット破棄率** まず, パケット破棄率について評価する。Figure 11 は予約型方式と非予約型方式のそれぞれについて, 方法1と2を比較したものである。

方法1(優先帯域割当てなし), 方法2(優先帯域割当てあり)ともに  $r$  の値に関わらず予約型データのほうが非

予約型データよりも低い破棄率である。また,  $\Gamma=1.0 \sim 1.2$ ,  $r=0.1 \sim 0.7$  では, 方法2のほうが低い破棄率を示した(Figure 11)。これは, 非予約型データに比べてバッファに溜まりやすい予約型データが方法2の優先制御によって効果的にフレームに書き出されたおかげでパケット破棄率を低く抑えることができたものと考えられる。

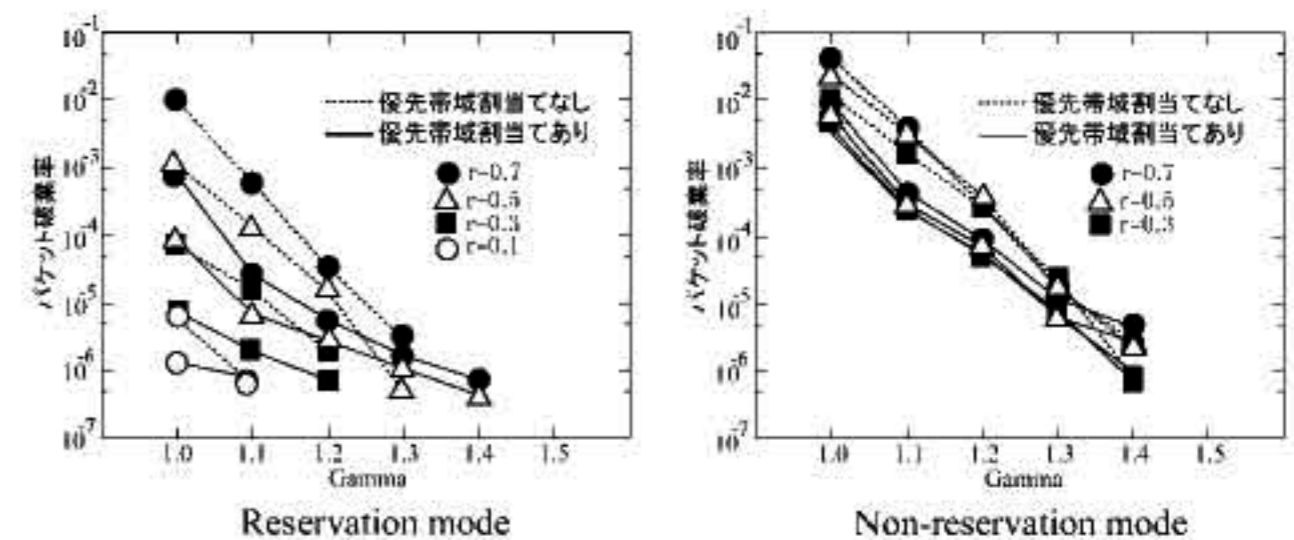


Figure 11 Packet Loss Rate vs. Traffic Load

**平均遅延時間** Figure 12 は予約型方式と非予約型方式のそれぞれについて, 方法1と2を比較したものである。

平均遅延時間を比較すると, 予約型方式のほうが非予約型方式よりも長い。これは予約型方式では予約を入れてからフレームに書き出されるまでにループ時間相当の待ち時間が生じることに起因するものである。方法1と2を比較すると非予約型にはほとんど差は見られないが, 予約型については明白な違いが認められた。方法2では  $\Gamma=1.0$  を除き予約型の遅延がほぼ4フレーム時間で一定である。これは1回目の予約でフレームに書き出されていることを意味する。他方, 方法1では  $\Gamma=1.6$  まで負荷が下がらないと遅延が4フレーム時間まで低下しない。

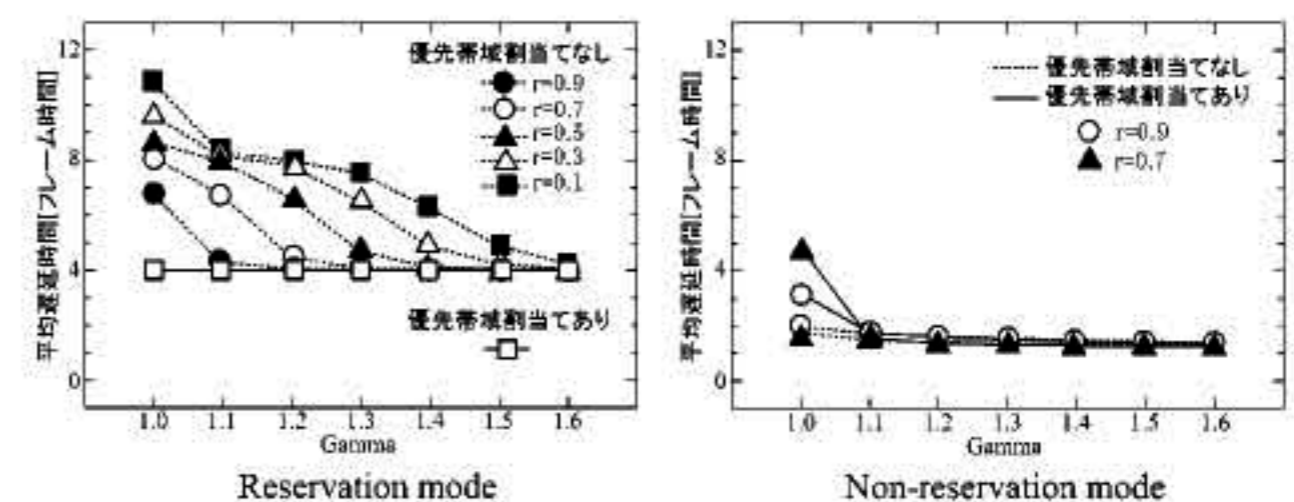


Figure 12 Average Delay vs. Traffic Load

**遅延ゆらぎ** Figure 13 は予約型方式と非予約型方式のそれぞれについて, 方法1と2を比較したものである。

非予約型では方法2の  $\Gamma=1.0$ ,  $r=0.5 \sim 0.9$  では  $r$  の増加とともにゆらぎも大きくなっている。これは, 予約型データ量の割合  $r$  が高く, 負荷が大きい(すなわち  $\Gamma$  が小さい)ときには, 方法2では非予約型データはより一層帯域を確保しにくくなっていることを示している。それ以外のところでは, 方法1と2であまり違いは見られない。

一方予約型では, 方法2では  $\Gamma=1.1 \sim 1.6$  でゆらぎがほ

とんど生じていないが、方法1では負荷が低くなるにつれてゆらぎも低下している。

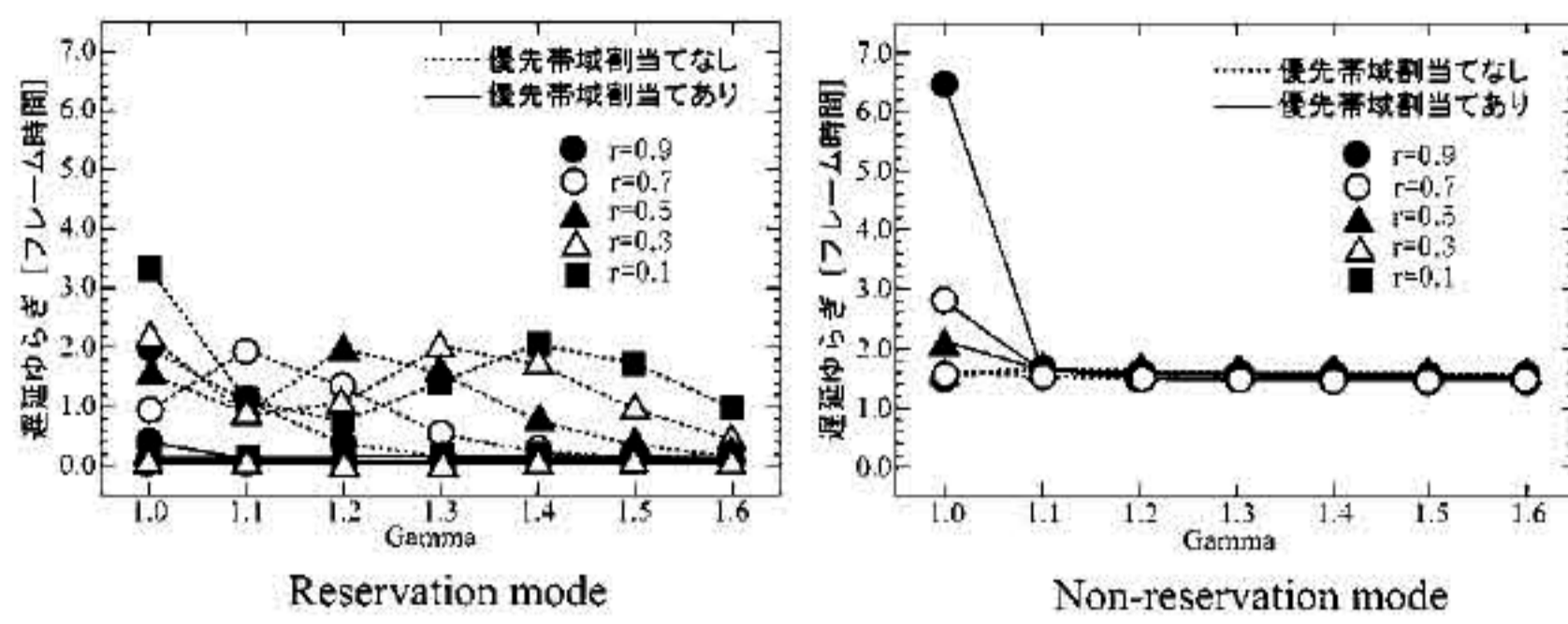


Figure 13 Jitter vs. Traffic Load

### 4.3 総合評価

シミュレーション結果により、パケット破棄率、平均遅延、そして遅延ゆらぎにおいて、予約型優先帯域割当て(方法2)は良い効果をもたらした。特に予約型データへの効果は顕著である。

遅延ゆらぎに関しては、優先帯域割当てを行なった場合、非予約型のほうが予約型よりも大きいですが、平均遅延時間と遅延ゆらぎの和は予約型では約4.0フレーム時間、非予約型では約3.0フレーム時間であり、ゆらぎを考慮しても遅延時間は非予約型のほうが小さい。ゆえに、遅延時間のより短い非予約型方式はリアルタイム通信に適用するのがよく、データ通信には予約型方式を適用するのがよいといえる。

しかし、リアルタイム通信ではゆらぎを低く抑えることも強く要求される。データ通信はゆらぎのもたらす影響にさほど敏感ではないので、非予約型データの遅延ゆらぎが予約型のそれよりも大きくなってしまった今回のシミュレーション結果を見ると、提案した帯域割当てと優先制御には非予約型データの遅延ゆらぎを抑制する新たな手法が必要であり、今後改善すべき問題点である。

## 5 結論

本論文では、必ずしも光バッファメモリを必要としない次世代フォトニックネットワークを実現するためのWDM技術とTDM技術の組み合わせによるフォトニックバーストネットワークについて述べた。

まず、トラフィックの変化に柔軟に対応して動的に帯域を割当てる方式として、予約型方式と非予約型方式を提案し、それらの割当てアルゴリズムについて述べた。また、同一RNにおけるEN間の公平性を保証するため、フレームのヘッダ部に不足情報と上限数情報を設ける新たな非予約型方式を提案した。

次に、確実性重視の予約型帯域割当て方式と低遅延重視の非予約型帯域割当て方式を用い、RNNにおいて帯域割当てを行う際にこれら2つの方式を併用する優先制御

を提案した。方法1として予約型非優先帯域割当てを、方法2として予約型優先帯域割当てについて述べた。方法1は予約型・非予約型のどちらにもできる限り帯域を割当てる方法である。一方、方法2では非予約型データに全くタイムスロットが充てられないケースが生じるので、方法1に比べて予約型データへ優先的に帯域を割当てている度合いが大きいといえる。

さらに、提案した2つの優先制御(方法1と方法2)を計算機シミュレーションにより評価した。パケット破棄率、平均遅延、そして遅延ゆらぎにおいて、予約型優先帯域割当て(方法2)は良い効果をもたらした。特に予約型データへの効果は明白に認められた。しかし、リアルタイム通信ではゆらぎを低く抑えることも強く要求される。データ型通信はゆらぎのもたらす影響にさほど敏感ではないので、非予約型データの遅延ゆらぎが予約型のそれよりも大きくなってしまった今回のシミュレーション結果を見ると、提案した帯域割当てと優先制御には非予約型データの遅延ゆらぎを抑制する新たな手法が必要であり、今後改善すべき問題点である。

今後の課題として、提案手法の実用性を高めるには、パケット破棄率、平均遅延、遅延ゆらぎ等をパラメータとするQoS(Quality of Service)制御により3つ以上の異なるサービスクラスを実現することが必要である。

### 参考文献

- [1] Luis Romeu NUNES, David SANTOSO, Shinji SUGAWARA, Naoto KISHI, and Tetsuya MIKI, "A Nation-Wide Photonic Network Architecture with Dynamic Bandwidth Allocation for Packet-Based Next Generation Networks", IEICE TRANS. COMMUN., vol.E86-B, no.3, pp.1031-1039, March 2003.
- [2] Luis Romeu NUNES, Naoto KISHI, and Tetsuya MIKI, "All-Optical Packet Start Recognition and its Application to Photonic Packet Add/Drop Node Circuits", IEICE The Technical Report, PNI2001-20, pp.67-77, November 2001.
- [3] Luis Romeu NUNES, David SANTOSO, Shinji SUGAWARA, Naoto KISHI, and Tetsuya MIKI, "A Novel Photonic Network Architecture with Dynamic Bandwidth Assignment for Packet-based Next Generation Internet", Proceedings of OECC/IOOC'2001, TuJ-3, Sydney-Australia, July 2001.
- [4] Takashi OGASAWARA, Luis Romeu NUNES, Shinji SUGAWARA, and Tetsuya MIKI, "A Study on Capacity Control for Burst-Switched Photonic Networks", IEICE The Technical Report, CS2002-57, pp.17-20, August 2002.