

## 光マルチ・チャネル・ネットワークにおける 多重／並列型転送方式の性能比較

坂本 康治<sup>†</sup> 濱崎 陽一<sup>††</sup>  
鈴木 基史<sup>††</sup> 塚本 享治<sup>††</sup>

光通信は伝送容量が高いために、高速ネットワークとして有望視されている。先に提案した「円筒鏡と空間から成る」光バスは、マルチ・チャネル化が容易であるという特徴をもつ。これを光マルチ・チャネル・ネットワークと呼ぶ。このネットワークにおけるデータ転送方式として、二つの典型的なものを取り上げる。第一は、パケットをすべてのチャネルに分割して同時に送り込むもので、並列型と呼ぶ。第二は、一つのパケットに対しては一つのチャネルのみを使用するものである。複数のノードが同時にパケットを送ることができるので、多重型と呼ぶ。オーバーヘッドを無視できるときには、ネットワーク負荷にかかわらず、常に前者の方が性能的に優れる。しかしながら、実際のネットワークには様々なオーバーヘッドが存在する。本論文では、このような場合に並列型の優位性がどのように変化するかについて考察した。性能の指標としてはパケット転送遅延、すなわち送信ノード上にパケットが生成されてから、受信ノードのバッファに格納されるまでの時間を用いた。解析により、軽負荷域では並列型が、また重負荷域では多重型が性能的に優位であることを明らかにした。また、これら二つの転送方式の性能が等しくなる負荷についても検討を行い、その値を示した。

### Performance of Multiple/Parallel Data-Transmission in Optical Multi-Channel Network

KOJI SAKAMOTO,<sup>†</sup> YOICHI HAMAZAKI,<sup>††</sup> MOTOHIRO SUZUKI<sup>††</sup>  
and MICHIHARU TSUKAMOTO<sup>††</sup>

Optical communication is the most attractive candidate for high speed network because of its high transmission capacity. We proposed an optical bus consisting of a cylindrical mirror and free space as a transmission medium. This is easy to make-up into a multi-channel bus. We consider two typical transmission schemes. The first one divides a packet into smaller peaces and sends them in parallel, i. e. parallel data-transmission. The second one uses only one channel for a packet, so multiple nodes can send their own packets at once, i. e. multiple data-transmission. Without overhead, the former excels the latter in performance under any traffic load. But in the real network, the overhead cannot be neglected. This paper studies how above superiority changes in such a situation. As a measure of performance, we use packet-transfer delay calculated by queueing model. According to our analysis, the superiority of the parallel is valid under light traffic load, but not under heavy load. The critical traffic load where their performances become equal are shown also.

#### 1. はじめに

このところ、ノードの性能向上やその数の増加が著しく、ネットワークの高速化が緊急の課題となっている。その解決策として様々な提案がなされており、主

流は光ファイバを使ったネットワークである<sup>1)~6)</sup>。光ファイバの高い伝送容量にもかかわらず、ネットワークとしての性能は光／電気交換系によって制限を受ける。

改善策として、1本のファイバ上に多数の波長をのせる WDM ネットワークが提案されている<sup>2)</sup>が、高速な波長可変 (tunable) レーザまたは波長可変受信機を必要とするため、現状では技術的に困難である<sup>4)</sup>。現実的なものとしては、トラフィックをいくつか分割する階層化ネットワーク<sup>7)</sup>や、バスを多数併置するマルチ・チャネル・ネットワーク<sup>8)</sup>が考えられる。

<sup>†</sup> 日本工業大学電気電子工学科  
Department of Electrical and Electronics Engineering, Nippon Institute of Technology

<sup>††</sup> 電子技術総合研究所情報アーキテクチャ部分散システム研究室  
Distributed Systems Section, Computer Science Division, Electrotechnical Laboratory

筆者らはマルチ・チャンネル化による高速化について研究を行っている。先に提案・試作した光バスは、円筒鏡と自由空間を媒体とした放送型のネットワーク<sup>9)</sup>であり、一つの円筒鏡で多数のチャンネルを実現できるという特徴をもつ。このバスは既に提案していたマルチプロセッサ・システム Dialog<sup>10)</sup> に使用した。

ここでは、光バスをマルチ・チャンネル化したネットワーク（以下、光マルチ・チャンネル・ネットワーク）におけるデータ転送方式と性能の関係について検討した結果を報告する。以下では区別のために1本の光バスをチャンネルと呼び、全体をまとめたものをバスと呼ぶことにする。

光マルチ・チャンネル・ネットワーク（図1）ではチャンネルを個別に使用するか、すべてを束ねて一括使用するかの、二つの典型的な使用方法がある。前者では複数のノードのデータ転送を同時に行うので、これを多重型と呼ぶ。後者では一つのデータを全チャンネル上に分割して同時に転送するので、これを並列型と呼ぶ。

一つのチャンネルの送信単位をフレームと呼ぶ。多重型ではデータに、並列型ではデータを分割したものにプリアンプルや制御文字を付加して構成される。

フレーム形式や送信／伝送およびデータの並列化に伴うオーバーヘッドを無視できる場合には、二つの型の性能比較は容易である。チャンネル数を  $c$ 、チャンネル当たりのサービス率を  $\mu$  とすると、並列型はサービス率  $c\mu$  の単一サーバ、多重型はサービス率  $\mu$  のサーバ  $c$  個からなる待ち行列でモデル化できる。パラメータを  $c$  としたときの、多重型と並列型における平均待ち時間（データ転送遅延）の比とネットワーク負荷の関係は図2のようなになる。この場合、送信フレームの平均データ長を変えても多重型と並列型における平均待ち時間の比（以下、簡単に待ち時間比）は変わらない。

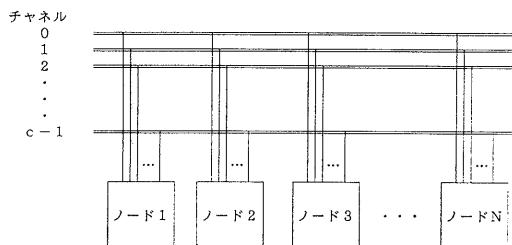


図1 光マルチ・チャンネル・ネットワークによるシステム構成例

Fig. 1 A system configuration using the optical multi-channel network.

軽負荷 ( $\rho=0$ ) では生成されたパケットが直ちにサービスを受けられるので、待ち時間はサービス時間に等しい。すなわち、待ち時間比は  $c$  となる。一方、重負荷では行列待ち時間（バッファ内滞留時間：3.1節参照）の比重が大きくなり、 $\rho \rightarrow 1$  の極限で待ち時間比が1となる。

このように、オーバーヘッドを無視できる場合には、並列型の優位性が常に成立する。ところが、実際のネットワークでは様々なオーバーヘッドが存在するため、その優位性について一概にはいえない。本論文では、オーバーヘッドの影響により図2の傾向がどのようにに変化するかを解析的に明らかにする。

以下の概要は次のとおりである。2章では、まず並列型と多重型におけるパケット送信の手順、アクセス制御法、およびフレーム形式について説明し、チャンネル数によりオーバーヘッドがどのように変わるかを見る。3章では先着順サービスの実現について説明した後、待ち行列によるモデル化を行い、二つの型についてシステム待ち時間を求める。4章では、これらの結果をもとにして上の優位性がネットワーク負荷、チャンネル数および平均データフィールド長によってどのように変化するかを示す。

## 2. オーバヘッドの要因

アクセス競合がない状況で、あるノードが送信要求

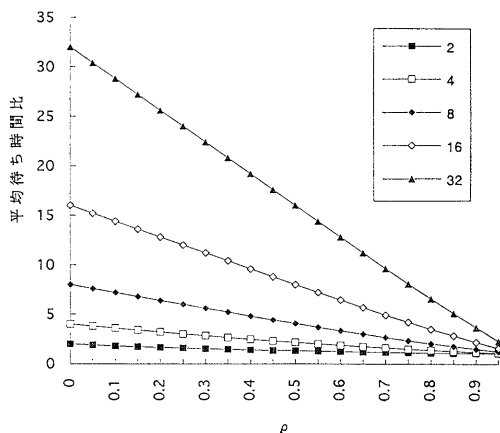


図2 多重型と並列型における平均待ち時間の比（オーバーヘッドを無視できる場合）  
 $\rho$ : ネットワーク負荷, パラメータ: チャンネル数  $c$

Fig. 2 Wait-time ratio in the multiple- to parallel-data-transmission under no overhead.  
 $\rho$ : traffic load, parameter: the number of channels  $c$ .

を始めてから、送出したパケットが宛先ノードの受信バッファに達するまでの時間を見かけのサービス時間と呼ぶ。また、データフィールドの送信に要する時間を正味のサービス時間と呼び、これらの差をオーバーヘッドと呼ぶ。

### 2.1 データ転送方式とオーバーヘッド

多重型と並列型におけるパケット送信の様子を図3に示す。制御コードやプリアンプルの送信に要する時間（これをフレーム・オーバーヘッドと呼ぶ：2.4節参照）、また図には示されていないが（成功した）アクセス制御に伴う時間待ちおよび伝播遅延がオーバーヘッドを構成する。

以下ではフレーム・オーバーヘッドの成分を二つに分類する。第一はプリアンプルや制御文字のようにチャンネルごとに送る必要のあるものである。これを不可成分と呼ぶ。第二は、データやアドレスのようにチャンネル間で分割して並列に送信できる成分である。これを可成分と呼ぶ。不可成分の存在が、並列型におけるオーバーヘッドの比率を大きくしている。

### 2.2 パケット送信の手順

並列型におけるパケット送信の手順を図4に示す。送信要求をもつノードは、アクセス制御により送信権を獲得してからパケット送信を開始する。このパケットは

《見かけのサービス時間》

—《アクセス制御に要した時間》

が経過した後、宛先ノードの受信バッファに取り込まれ、転送動作が完了する。なお、一つの送信権獲得により送信できるパケット数は、ノード間の送信の機会をできるだけ均一にするために、いずれの型でも1個に限定する。

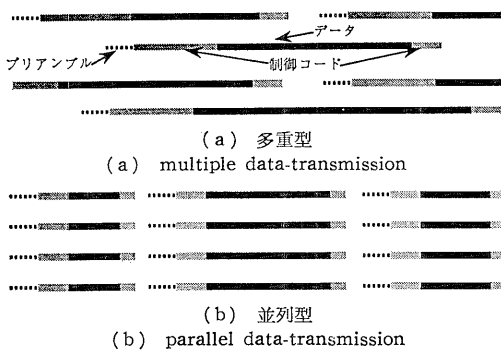


図3 多重型と並列型におけるパケット送信の様子  
Fig. 3 Packet-send sequence in the multiple and parallel data-transmission.

多重型では、チャンネルごとにアクセス制御を行う必要があるため、パケット送信の手順は少し複雑である。ノード*i*におけるパケット送信の手順を図5に示す。各ブロックの動作を図中の番号に対応して説明する。

- ① 自ノード内のバッファにパケットがあれば次に進む。
- ② チャンネルが空いていれば次に進み、空いていなければ別のチャンネルを調べる。
- ③ アクセス制御により、チャンネルを獲得できたら次に進み、獲得できなかったら別のチャンネルについて、②から繰り返す。
- ④ バッファからパケットを一つ取り出す（カウンタを1減じる）。
- ⑤ 送信プロセスをフォークし、バッファから取り出したパケットを渡す。元のプロセスは①へ、フォークされたものは次に進む。
- ⑥ パケットを1個送信する。
- ⑦ フォークされたプロセスは消滅する。

### 2.3 アクセス制御

アクセス制御（バス調停）には以下に述べる一進多段法を用いる。

光バスのような共有型の媒体では、複数のノードから同時に信号が発せられた場合、それらの重畳された信号（論理和となる）が受信される。そこで、論理和によって最大値を得られるという一進数の性質を使う

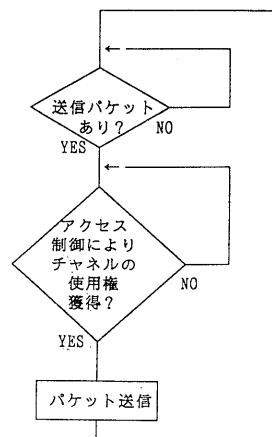


図4 並列型の送信手順  
Fig. 4 Packet-send diagram for the parallel data-transmission scheme.

ことにより、アクセス制御を効率的に行うことができる。これが一進多段方式である。その概要を以下に示す。

一進数で数字  $m$  を表すには、下位から  $m$  桁までを 1 にする。すなわち、数字  $0 \sim n$  を表すのに  $n[\text{bit}]$  を要する。これを使って、相異なる優先度 ( $0 \sim N-1$  の数字で示す) をもつノード (ノード総数  $< N$ ) 間のアクセス制御を、 $n$  本のチャネル上で行うには次のようにする。ただし、優先度は  $(n+1)$  進数では  $k_r$  桁の数  $P_1 P_2 \dots P_{k_r}$  で表されるとする。桁数  $k_r$  は次のようなシーリング (ceiling) 関数で与えられる。

$$k_r = \lceil \log_{n+1} N \rceil$$

各ノードは常時キャリア検出を行っており、送信要求をもつノードはキャリアが途絶えると、直ちに以下の動作に入る。

- ①  $i=1$ .
- ②  $P_i$  を一進数で送信し、受信した値が  $P_i$  より大きければバスの獲得を断念する。
- ③  $i=k_r$  ならば、調停を終了し、権利を獲得する。
- ④  $i=i+1$  として、ステップ②へ

一つの光信号に要する時間を  $w$ 、光の伝播遅延と送受信アンプの遅れおよび 1 段当たりの判定時間の和を  $d$  で示すと、上の②～④の処理にかかる時間は  $w+d$  である。これに桁数  $k_r$  をかけて一進多段法のアクセス制御時間  $T_A$  を得る。

$$T_A = k_r \times (w+d)$$

$w$ : 一つの光信号に要する時間

$d$ : 光の伝播遅延 + 送受信アンプ遅れ + 1 段の判定時間

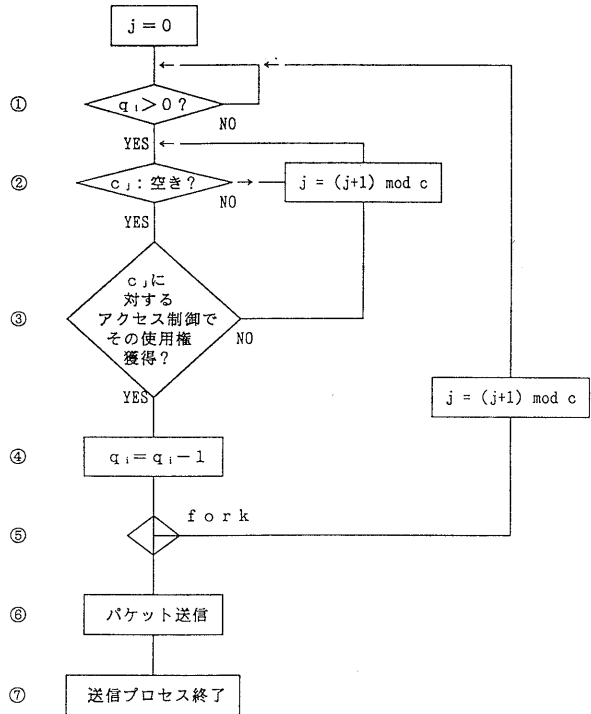
試作した光バス<sup>9)</sup>での数値  $d=30[\text{nsec}]$  と  $w=10[\text{nsec}]$ 、すなわち  $d+w=40[\text{nsec}]$  を使って、優先度総数  $N=100, 1000, 10000, 100000$  の場合について、 $T_A$  とチャネル数  $c$  の関係を求めると表 1 のようになる。この値を、100 [Mbps] のネットワークを仮定してビットに換算すると、

$c=1$  (多重型) では 28~68[bit]

$c=4$  では 12~32[bit]

$c=16$  では 8~20[bit]

となり、次に述べるフレーム・オーバーヘッドの 1/4 以下の低い数値である。



$q_i$ : ノード  $i$  の送信バッファ内パケット数  
 $c_j$ : チャネル  $j$

図 5 多重型の送信手順  
Fig. 5 Packet-send diagram for the multiple data-transmission scheme.

### 2.4 フレーム・オーバーヘッド

フレーム・オーバーヘッドとチャネル数の関係を求めるには、各フィールドが可分成分か否かを考える必要がある。ここでは、FDDI 形式<sup>11)</sup> (図 6 参照) を採用し、データおよび宛先/送信元アドレスを可分成分とする。並列型では可分成分を分割して並列に送ること

表 1 アクセス制御時間とチャネル数の関係  
( $N$ : 優先度の最大数)

Table 1 Access-control time vs. the number of channels.  
 $N$ : the maximum number of priorities.

チャネル数 $c$	アクセス制御時間 $T_A$ [nsec]			
	$N=100$	$N=1000$	$N=10000$	$N=100000$
32	80	80	120	160
16	80	120	160	200
8	120	160	200	240
4	120	200	240	320
2	200	280	360	440
1	280	400	560	680

を除き、FDDI に準じた形式とする。なお、分割はシンボル (4[bit]) 単位とし、クロック再生のためにこれを 4B5B コード変換してチャンネル上に送り出す。したがって、送出すべきビット数は 5/4 倍となる。

可成分のフィールド長を  $L_i$ [bit], チャンネル数を  $c$  としたとき、1チャンネル当たりのビット長は  $5/4 \times [L_i/c]_4$  で与えられる。ただし、記号  $[x]_4$  は 4 を単位としたシーリング関数 ( $x$  以上の 4 の倍数のうち最小のもの) である。図 6 の各フィールドのビット数、

$$PA=80, SD=10, FC=10, FCS=40, ED=5,$$

$$FS=15, DA=SA=[48/c]_4 \times 5/4$$

から、フレーム・オーバーヘッド  $t_f$  とチャンネル数の関係として

$$t_f = \frac{(5/4) \times \{160 + 2 \times [48/c]_4\}}{\langle \text{チャンネルの伝送速度} \rangle} \quad (2.1)$$

を得る。上式で  $c=1$  は多重型の、 $c>1$  は並列型の  $t_f$  を示す。

### 3. 待ち行列によるモデル化

本章ではパケット転送に伴う時間遅れを求めめるために、待ち行列によるモデル化を試みる。最終的には並列型を M/G/1 に、多重型を M/M/c に導く。

#### 3.1 パケット送信に伴う時間遅れ

パケット送信要求が発生してから、消滅するまでの概要は以下のとおりである。

- ①あるノードで発生した送信要求 (パケット) は、
- ②送信バッファに一時蓄えられ、
- ③ノードが送信権を獲得した後、
- ④宛先ノードの受信バッファに転送される。

ネットワーク上ではこの一連の動作が繰り返し行われる。②に伴う時間遅れをバッファ内滞留時間と呼ぶ。この中には、同一ノード内の先着パケットのアクセス制御時間とサービス時間、およびアクセス制御

によって先行した他ノードのパケットの処理に要する時間が含まれる。③の成功したアクセス制御に要する時間がアクセス制御時間、③と④をまとめたものが見かけのサービス時間であることは前述のとおりである。

本論文では見かけのサービス時間とバッファ内滞留時間の和をシステム待ち時間と呼び、性能指標として用いる。

#### 3.2 先着順サービスの実現

各ノードの送信バッファに格納されたパケットは送信されるまでそのノードを離れることができない。このため、一般には多重待ち行列モデルによる解析が必要である<sup>12),13)</sup>。しかしながら、すべてのノード上で生成された要求に対してその順序を保存したサービスを提供できれば、全ノードのバッファの集合を一つの待ち行列 (単一待ち行列モデル) と見なすことができる。この場合、到着率は全ノード当たりのものとし、サーバの歩行時間はサービスのオーバーヘッドに組み込む。

アクセス制御法として一進多段法を用いた場合には、各パケットの生成時刻をノードの優先度とすることによって、ほぼ先着順のサービスを実現することができる。以下にその概略を示す。

各ノードは、カウントダウンするカウンタを持っており、バス調停のたびに値を下げていく。送信バッファ格納時に各パケットに、その時のカウンタ値を添付し、それを優先度とする。カウンタが 0 になったら、それを上限値に戻す (カウンタリセット) が、このとき優先度の逆転が起こり得る。これを防ぐために、カウンタ値の上位にフラグを付加し、リセット時に送信バッファ内に残っていたものについてはそれを 1 に設定する。また、同時刻に到着したパケットに対して異なる優先度を与えるために、ノード固有の優先度を下に添付してバス調停時の優先度とする。

このようにして、待ち行列の三要素である客、待ち行列およびサービスに、それぞれすべてのノード上で発生するパケット送信要求、すべてのノードのバッファの集合体、および送信を行うチャンネルを対応させることができる。

#### 3.3 到着率とサービス率

単位時間当たり全ノードで発生する (すなわち、ネットワークの外から到着する) 送信要求 (パケット) の数を到着率  $\lambda$  で示す。  $\lambda$  は平均到着間隔の逆数である。到着間隔の分布を指数分布とする。

PA	SD	FC	DA	SA	
INFO		FCS	ED	FS	

- PA : Preamble(16 or more symbols)
- SD : Starting Delimiter(2 symbols)
- FC : Frame Control(2 symbols)
- DA : Destination Address(12 symbols)
- SA : Source Address(12 symbols)
- INFO : Information(0 or more)
- FCS : Frame Check Sequence(8 symbols)
- ED : Ending Delimiter(1 symbol)
- FS : Frame Status(3 or more symbols)

図 6 FDDI のフレーム形式<sup>11)</sup>  
Fig. 6 FDDI frame format.<sup>11)</sup>

単位時間当たりに転送可能なメッセージの数は、見かけのサービス時間（この分布については後述する）の平均値の逆数で与えられる。これを見かけのサービス率と呼ぶ。多重型における見かけのサービス率はチャネル当たりの量である。ネットワークは、このサービス率をもつサーバ  $c$ （チャネル数）個の集合体でモデル化される。一方、並列型ではチャネル全体が一つのサーバを形成するが、オーバーヘッドに不可分成分を含むので、サービス率は多重型の  $c$  倍より小さくなる。

### 3.4 サービス時間分布とその近似法

正味のサービス時間  $t_s$  はデータフィールドを送信するのに要する時間である。その分布はネットワーク上のアプリケーションに依存して定まり、一概には言えない（例えば、文献 14）の図 7, 8 参照）。ここでは、解析を容易にするために多重型と並列型における  $t_s$  の分布を、一般に行われているように指数分布とする。  $t_s$  の平均値の逆数を正味のサービス率と呼び、  $\mu$  で表す。

見かけのサービス時間を  $t'_s$  で、前章で考察したオーバーヘッドを  $t_{ovh}$  で示すと次式が成り立つ。

$$t'_s = t_s + t_{ovh} \tag{3.1}$$

$t_{ovh}$  と  $t_s$  の平均値の比をオーバーヘッド係数と呼び、  $ovh$  で示す。

$$ovh = E(t_{ovh})/E(t_s) \tag{3.2}$$

ここで、  $E(x)$ :  $x$  の平均値

アクセス制御時間を  $T_A$ 、フレーム・オーバーヘッドを  $t_f$ 、信号の伝播遅延を  $t_d$  で示すと、  $t_{ovh}$  は次式で与えられる。

$$t_{ovh} = T_A + t_f + t_d \tag{3.3}$$

表 1 と (2.1) 式から算出した  $t_{ovh}$  を、100[Mbps] でバイトに換算したものを表 2 に示す。優先度数  $N=1000$  とし、  $t_d$  はマルチプロセッサ規模では 10[nsec] と小さいので無視した。  $t_{ovh}$  は時間およびデータフィールド長によらず一定値をとるので、単位分布となる。すなわち、  $E(t_{ovh})=t_{ovh}$ 。

以上を考慮して、多重型における見かけのサービス時間の分布（時間  $t'_s$  以内に処理が終了する確率）は

$$0 \quad (t'_s < t_{ovh})$$

$$1 - \exp\{-\mu(t'_s - t_{ovh})\} \quad (t'_s \geq t_{ovh})$$

$$\text{ここで、 } \mu = 1/E(t_s) \tag{3.4}$$

で与えられる。このサービス時間分布を以下のようにして指数近似する。

ヒンチン・ポラツェックによれば、単一サーバモデ

ルではサービス時間がいかなる分布をもつ場合でも、定常状態における平均待ち時間は到着率、見かけのサービス時間の平均値および分散によって一意的に定まる<sup>15)</sup>。したがって、(3.4) 式を指数分布

$$1 - \exp(-\mu_{eq} t'_s) \tag{3.5}$$

としても、上の三つの値が(3.4)式と(3.5)式で、それぞれ近いものであれば良い近似が成立する。サービス率  $\mu_{eq}$  と誤差率  $\Delta$  を以下の手順で求める。

- ①二つの式の平均値（サービス率の逆数）が等しくなるように、  $\mu_{eq}$  を設定する。
- ②その  $\mu_{eq}$  の値から分散を求める。
- ③以上で求めた値を代入して、それぞれの平均待ち時間を求める。
- ④上の値を使って、誤差率を求める。

以上の手順により、(3.4) 式を(3.5) 式で近似する際のサービス率  $\mu_{eq}$  と誤差率  $\Delta$  として、

$$\mu_{eq} = \mu / (1 + \mu t_{ovh}) \tag{3.6}$$

$$\Delta = (\lambda/\mu) \times \{ (1 + \mu t_{ovh})^2 - 1 \} / [ 2(1 + \mu t_{ovh}) - (\lambda/\mu) \{ (1 + \mu t_{ovh})^2 - 1 \} ]$$

を得る（付録 1）。  $\lambda$  については 3.3 節を参照のこと。

横軸を  $\mu t_{ovh}$  として、これらを示すと図 7 のようになる。(3.4) 式より  $\mu = 1/E(t_s)$  だから、横軸はオーバーヘッド係数である。破線は(3.6) 式を使わずに  $\mu_{eq} = \mu$  とした場合の誤差率である。この曲線 ((a6) 式参照) は実際には負になるが、比較しやすいように符号を反転して示した。

この図から、

- (1) 上の①の効果はかなりあること、

表 2 オーバーヘッド  $t_{ovh}$  とチャネル数  $c$  の関係 (伝送速度 100[Mbps] でのバイト換算値)  
 $T_A$ : アクセス制御時間,  $t_f$ : フレームオーバーヘッド

Table 2 Overhead time  $t_{ovh}$  vs. the number of channels  $c$ . (Overhead is converted in bytes assuming 100[Mbps])  
 $T_A$ : access-control time,  $t_f$ : frame overhead time

$c$	$T_A$ [bit]	$t_f$ [bit]	$t_{ovh}$ [byte]
1	40	320	45
2	28	260	36
4	20	230	32
8	16	220	30
16	12	210	28
32	8	210	28

(2) 10%程度の誤差にとどめるには、(多重型で)取り扱う平均データフィールド長を、オーバーヘッド(のバイト換算値)の8倍以上にとる必要があること

が推定できる。以下では、多重型における平均データフィールド長 256[byte]以上を考察の対象とする。

以上により、多重型における  $t'_s$  の分布を指数分布で近似できることが分かる。到着時間分布を指数型としたから、多重型の待ち行列モデルは M/M/c となる。

並列型についても上の近似を成り立たせるには、平均データフィールド長の最小値をさらに約  $c$  倍(チャネル数倍)にする必要があり、制約が強すぎる。これを避けるために、並列型に対しては指数近似を行わない。したがって、その待ち行列モデルは M/G/1 となる。

なお、多重型で  $t_s$  が一定分布の場合には  $t'_s$  も一定分布となり、その待ち行列モデルは M/D/c となる。この待ち時間については、文献 16) に示されている。

3.5 システム待ち時間(パケット転送遅延)

システム待ち時間( $t_w$  で表す)の平均値  $E(t_w)$  を性能の指標とする。 $t_w$  は見かけのサービス時間  $t'_s$  とバッファ内滞留時間(行列待ち時間  $t_q$ )の和である。(3.1)式を参照し、 $t_{ovh}$  が単位分布であることに留意して次式を得る。

$$E(t_w) = E(t_s) + t_{ovh} + E(t_q) \tag{3.7}$$

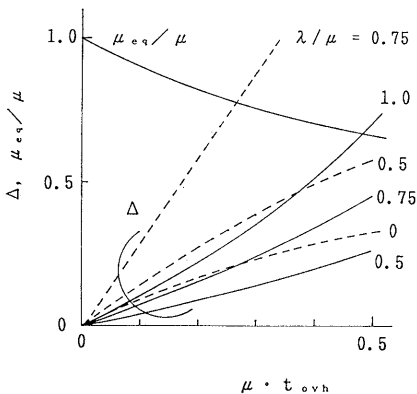


図 7 近似指数分布の  $\mu_{eq}$  と誤差率  $\Delta$  (破線は  $-\Delta$ )  
 $\mu$ : 元の分布のサービス率,  $t_{ovh}$ : オーバーヘッド  
 Fig. 7 Equivalent service rate  $\mu_{eq}$  for exponential approximation and error coefficient  $\Delta$  (broken line:  $-\Delta$ ).  
 $t_{ovh}$ : overhead time,  $\mu$ : average service rate for original distribution.

以下では、並列型と多重型について  $E(t_w)$  を求める。区別のために、それぞれの諸量にサフィックス  $p$  と  $m$  を付ける。

並列型については、付録 2 より次式を得る。

$$\begin{aligned} E(t_{wp})/E(t_{sp}) &= (1 + ovh_p) \\ &+ \lambda E(t_{sp}) \cdot \{(1 + ovh_p)^2 + 1\} \\ &/ [2\{1 - \lambda E(t_{sp}) \cdot (1 + ovh_p)\}] \end{aligned} \tag{3.8}$$

ここで、 $ovh_p = t_{ovhp}/E(t_{sp})$

多重型については、付録 3 より次式を得る。

$$\begin{aligned} E(t_{wm})/E(t_{sm}) &= (1 + ovh_m) \\ &\times [1 + P_{busy} / \{c - (1 + ovh_m)\lambda E(t_{sm})\}] \end{aligned}$$

ここで、 $ovh_m = t_{ovhm}/E(t_{sm})$   
 $P_{busy}$ : 全サーバがふさがっている確率

上の 2 式の比をとると、左辺に  $E(t_{sm})/E(t_{sp})$  を生ずる。この値として、付録 4 より次式を得る。

$$\begin{aligned} E(t_{sm})/E(t_{sp}) &= \kappa \times c \\ \text{ここで、} \\ \kappa &= (1/c) \{ (1 - e^{-c/(2L)}) / (1 - e^{-1/(2L)}) \} \end{aligned} \tag{3.10}$$

上式中、 $c$  はチャネル数、 $L$  は平均データフィールド長である。 $\kappa$  は、データフィールドを並列化する際の効率を示すものである。これを並列化係数と呼ぶ。平均データフィールド長  $L$  をパラメータとして、 $\kappa$  と  $c$  の関係を示すと図 8 のようになる。 $L \geq 256$ [byte] では  $\kappa \approx 1$  であることが分かる。

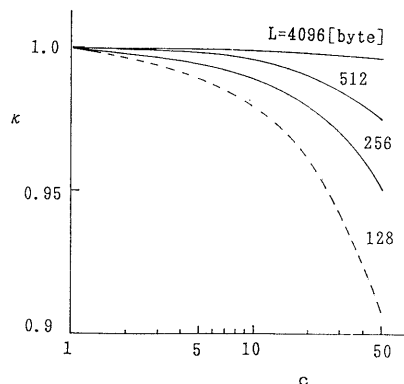


図 8 並列化係数  $\kappa$  とチャネル数  $c$  の関係  
 パラメータ: 平均データフィールド長  $L$   
 Fig. 8 Paralleling coefficient  $\kappa$  vs. the number of channels  $c$ .  
 parameter: average data-field length  $L$ .

(3.8), (3.9)および(3.10)式から, 多重型と並列型のシステム待ち時間の比として

$$\begin{aligned} & E(t_{wm})/E(t_{wp}) \\ &= (\kappa \times c) \times \langle (3.9) \text{ 式の右辺} \rangle \\ & / \langle (3.8) \text{ 式の右辺} \rangle \end{aligned} \quad (3.11)$$

を得る.

#### 4. 並列型と多重型の性能比較

多重型と並列型の待ち時間比は, ネットワーク負荷やチャネル数の影響を受ける (図2参照). このほか, 平均データフィールド長によりオーバーヘッド係数が変わるので, この影響も考慮する必要がある. なお, 並列型と多重型を比較する際の共通のネットワーク負荷  $\rho$  として, 多重型のものを用いる.

$$\rho = (\lambda/c)E(t_{sm}) \quad (4.1)$$

これを使って並列型のネットワーク負荷を表すと,

$$\begin{aligned} \lambda E(t_{sp}) &= \lambda E(t_{sm}) \{E(t_{sp})/E(t_{sm})\} \\ &= c\rho \{1/(\kappa c)\} = \rho/\kappa \end{aligned} \quad (4.2)$$

となる.

##### 4.1 ネットワーク負荷の影響

待ち時間に直接影響するのは,

《到着率》 $\times$ 《見かけのサービス時間の平均値》

である. これを見かけのネットワーク負荷 (以下, 見かけの負荷) と呼び, 多重型と並列型についてそれぞれ  $\rho'_m$  と  $\rho'_p$  で表す. 多重型ではチャネル当たりの到着率が  $\lambda/c$  であることに留意して, 次式を得る.

$$\begin{aligned} \rho'_m &= (\lambda/c)E(t'_{sm}) \\ &= (\lambda/c)E(t_{sm})(1 + \text{ovh}_m) \\ & \quad ((a12) \text{式参照}) \\ &= \rho(1 + \text{ovh}_m) \end{aligned} \quad (4.3)$$

$$\begin{aligned} \rho'_p &= \lambda E(t'_{sp}) \\ &= \lambda E(t_{sp})(1 + \text{ovh}_p) \\ & \quad ((a8) \text{式参照}) \\ &= (\rho/\kappa)(1 + \text{ovh}_p) \\ & \quad ((4.2) \text{式参照}) \end{aligned} \quad (4.4)$$

システム待ち時間は, 見かけの負荷が1になるところで  $\infty$  に発散する. これを満たす  $\rho$  を発散負荷と呼び, 二つの型についてそれぞれ  $\rho_{dm}$  と  $\rho_{dp}$  で示す.

$$\begin{aligned} \rho_{dm} &= 1/(1 + \text{ovh}_m) \\ \rho_{dp} &= \kappa/(1 + \text{ovh}_p) \end{aligned} \quad (4.5)$$

一般に  $\text{ovh}_m < \text{ovh}_p$  かつ  $\kappa \leq 1$  なので,  $\rho_{dm} > \rho_{dp}$  である. したがって, 少なくとも  $\rho_{dp} \leq \rho \leq \rho_{dm}$  では待ち時間比が1より小さくなる. 並列型の優位性という観点からは, 待ち時間比を1にする  $\rho$  が重要であるが, こ

れを一般化して, 一定の待ち時間比を実現できる最大の  $\rho$  を許容負荷と呼び,  $\rho_c (\leq \rho_{dp})$  で示す.

##### 4.2 チャネル数の影響

並列型においてチャネル数  $c$  の増加はオーバーヘッド係数を大きくし, 発散負荷を軽負荷側に移動させる. すなわち, 重負荷域における待ち時間比を小さくする. その一方, 軽負荷域における待ち時間比を大きくする. このように  $c$  の効果はネットワーク負荷に強く依存する.

$c$  をパラメータとし, 平均データフィールド長  $L = 1024$  [byte] としたときの, 待ち時間比とネットワーク負荷  $\rho$  の関係を図9に示す.  $c = 16$  の場合, チャネル当たりの平均データ長  $= 1024/16 = 64$  [byte], オーバヘッドのバイト換算値は表2から  $28$  [byte] である. 正味のサービス時間の平均値  $E(t_{sp})$  のバイト換算値が, 平均データ長に等しいことに留意すると,  $\text{ovh}_p = 28/64 \approx 0.44$  となる. また, 図8を参照して  $\kappa \approx 1$ . これらを(4.5)式に代入して,

$$\rho_{dp} = 1/(1 + 0.44) \approx 0.7$$

を得る. ほかの  $c$  についても同様にして確認することができる.

多重型については, 平均データフィールド長  $= 1024$  [byte] とオーバーヘッドのバイト換算値  $= 45$  [byte] (表2参照) より,  $\text{ovh}_m = 0.04$ , これを(4.5)式に代入して, 発散負荷

$$\rho_{dm} = 1/(1 + 0.04) \approx 0.96$$

を得る.

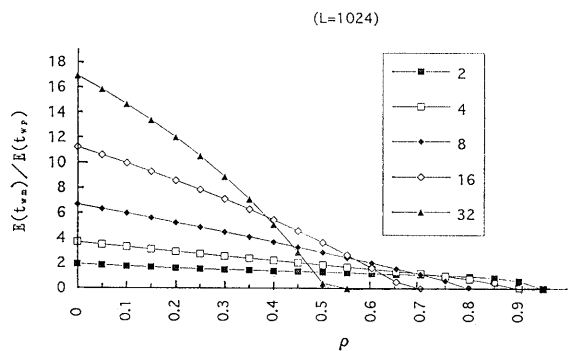


図9 平均待ち時間比  $E(t_{wm})/E(t_{wp})$  に対するチャネル数  $c$  の影響  
 $\rho$ : ネットワーク負荷, パラメータ:  $c = 2 \sim 32, L = 1024$  [byte]

Fig. 9 The effect of the number of channels  $c$  on wait-time ratio  $E(t_{wm})/E(t_{wp})$ .  
 $\rho$ : traffic load, parameter:  $c, L = 1024$  [byte].



許容負荷  $\rho_c$  とチャネル数  $c$  の関係を図 10 に示す。パラメータは保証できる性能比（以下、保証性能比）で、平均データフィールド長  $L=1024[\text{byte}]$  とした。図より、 $\rho_c$  と  $c$  の関係は、保証性能比を 1 とした場合には単調だが、これを 2 以上にすると極大点をもつことが分かる。これは、ある性能比に対して最適の  $c$  が存在することを意味する。

#### 4.3 平均データフィールド長の影響

$E(t_{sp})$  を  $L$ ,  $c$  および並列化係数  $\kappa$  を用いたバイト換算値で、オーバーヘッド  $t_{ovh}$  を表 2 のバイト換算値で示すと、オーバーヘッド係数は (3.8) 式の  $ovh_p$  を参照

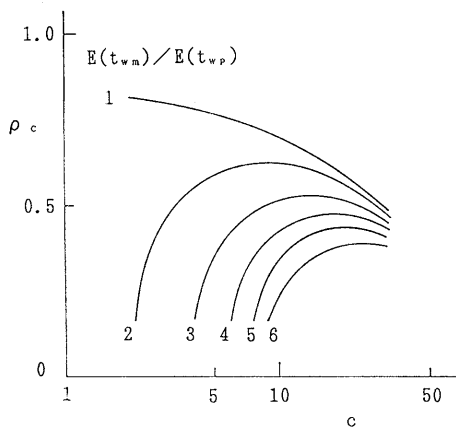


図 10 許容負荷  $\rho_c$  とチャネル数  $c$  の関係  
パラメータ：待ち時間比=1~6,  $L=1024[\text{byte}]$   
Fig. 10 The maximum traffic load for realizing a given wait-time ratio  $\rho_c$ .  
parameter:  $E(t_{wm})/E(t_{wp})$ ,  $L=1024 [\text{byte}]$ .

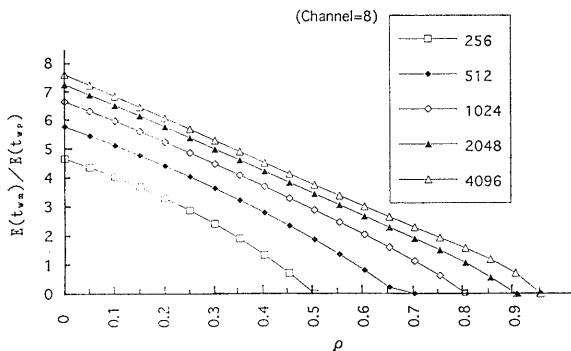


図 11 平均待ち時間比に対する平均データフィールド長  $L$  の影響  
パラメータ： $L=256\sim 4096 [\text{byte}]$ ,  $c=8$   
Fig. 11 The effect of average data-field length  $L$  on wait-time ratio  $E(t_{wm})/E(t_{wp})$ .  
parameter:  $L$ ,  $c=8$ .

し、

$$ovh_p = t_{ovh} / \{(L/c)/\kappa\}$$

で与えられる。

上式から  $L$  の増加により  $ovh_p$  が減少すること、すなわち発散負荷が 1 に近づくことが分かる。この様子を定量的に示したものが図 11 である。パラメータを  $L$  とし、 $c=8$  の場合について  $\rho$  と待ち時間比の関係を示した。

$L=1024 [\text{byte}]$  の場合について図 9 と同様の確認を行うと、チャネル当たりのデータ長  $=128[\text{byte}] (=1024/8)$ 、オーバーヘッドのバイト換算値  $30 [\text{byte}]$  (表 2 参照) より、 $ovh_p=0.23$  を得、 $\rho=0.81$  が発散負荷となることが分かる。

この図から、 $L$  の影響はチャネル数のように複雑ではなく、その増加により待ち時間比および許容負荷ともに大きくなる事が分かる。

#### 5. おわりに

先に提案した光マルチ・チャネル・ネットワークについて、その性能に及ぼすオーバーヘッドの影響を考察した。データ転送方式としては全チャネルを一括使用する並列型と、独立のネットワークとして使用する多重型をとり上げた。

オーバーヘッドを無視できる場合には前者の方が高速であることは知られている。しかしながら、現実のネットワークではオーバーヘッドを無視することはできない。本論文では、このような場合に並列型の優位性がどのように変化するかを考察した。ただし、オーバーヘッドの算出に当たって、アクセス制御法としては筆者らの提案による一進多段法を、フレーム形式としては FDDI 形式<sup>13)</sup>に準拠するものを仮定した。

4 章の考察結果をまとめると、次のようになる。

- (1) 平均データフィールド長の増加は、並列型の優位性と許容ネットワーク負荷を増加させる。
- (2) チャネル数の増加は、軽負荷域における並列型の優位性を高めるが、重負荷域における優位性は逆に低下させる。また、実現すべき性能比 ( $\geq 2$  とする) が与えられると、その許容負荷を最大にするチャネル数が一つ定まる。

以上により、軽負荷のネットワークでは並列型が、重負荷のネットワークでは多重型が有利であることが明らかになった。したがって、ネットワーク負荷を監視しそれが（保証性能比を 1 としたときの）許容負荷より小さいときには並列型に、それ以上では多重型に

切り替えることによって、より高性能のネットワークを実現することができる。今後はこのようなネットワークについても検討する予定である。

また、本論文では多重型におけるサービス時間分布として指数分布を前提としたが、一定分布など他の分布に対する性能比較について検討する予定である。

なお、ここに示した結果と解析手法は、光マルチ・チャネル・ネットワークに限らず、同様のネットワークに適用可能である。

謝辞 本研究の機会を与えて頂いた電子技術総合研究所の太田公廣情報アキテクチャ部長、有益な助言をされた岡田義邦前分散システム研究室長、ならびに討論して頂いた研究室の諸氏に感謝いたします。

### 参 考 文 献

- 1) Wagner, S.S. and Kobrinski, H.: WDM Applications in Broadband Telecommunication Networks, *IEEE Commun. Magazine*, Vol. 27, No. 3, pp. 22-30 (1989).
- 2) Goodman, M.S. et al.: The LAMBDANET Multiwave-length Network: Architecture, Application, and Demonstrations, *IEEE J. Select. Areas Commun.*, Vol. 8, No. 6, pp. 995-1004 (1990).
- 3) Karol, M.J. and Gitlin, R.D.: High-Performance Optical Local and Metropolitan Area Networks: Enhancements of FDDI and IEEE 802.6 DQDB, *IEEE J. Select. Areas Commun.*, Vol. 8, No. 8, pp. 1439-1448 (1990).
- 4) Acampora, A.S. and Karol, M.J.: An Overview of Lightwave Packet Networks, *IEEE Networks*, Vol. 3, No. 1, pp. 29-41 (1989).
- 5) 佐々木: 光リング LAN の信頼性と経済性に関する検討, 信学論, Vol. J74-B-I, No. 6, pp. 537-545 (1991).
- 6) 盛野, 高原: 受動型光 LAN の長距離化, 高速化の検討, 信学論, Vol. J76-B-I, No. 8, pp. 653-656 (1993).
- 7) Wilson, A.W.: Hierarchical Cache/Bus Architecture for Shared Memory Multiprocessor *Proc. 14th Ann. IEEE Internat. Symp. on Comput. Arch.*, pp. 244-252 (1987).
- 8) Marsan, M.A. and Roffinella, D.: Multichannel Local Area Network Protocols, *IEEE J. Select. Areas Commun.*, Vol. SAC-1, No. 5, pp. 885-897 (1983).
- 9) 田島ほか: 光による高速バスの提案とその設計法, 信学論, Vol. 70-D, No. 9, pp. 1718-1727 (1987).
- 10) Okada, Y. et al.: Dialog H: A Highly Parallel Processor Based on Optical Common Bus,

*COMPCON 83 fall* (1983).

- 11) International Standard ISO 9314-3 (FDDI PMD) (Sep. 11, 1989).
- 12) Grell-M' Plko, B. et al.: Approximate Analysis of Asymmetric Single-Service Prioritized Token Passing Systems, *IEEE Trans. Commun.*, Vol. 39, No. 7, pp. 1037-1040 (1991).
- 13) 柳谷, 高橋: 一般制限式巡回多重待ち行列の拡散近似解析, 信学論, Vol. J72-B-I, No. 8, pp. 623-631 (1989).
- 14) 菅原ほか: 情報処理研究用ローカルエリアネットワーク, 電総研彙報, Vol. 52, No. 12, pp. 51-78 (1992).
- 15) Kleinrock, L.: *Queueing Systems*, Vol. 1, p. 191, John Wiley & Sons (1975).
- 16) 藤木, 雁部: 通信トラフィック理論, pp. 351-362, 丸善 (1980).
- 17) 西田: 待ち行列の理論と応用, p. 178, 朝倉書店 (1971).

### 付録 1 見かけのサービス時間分布の近似

3章の(3.4), (3.5)式について平均値と分散を計算し,  $\mu_{eq}$  を両式の平均値が等しくなるように定める。このとき, 平均サービス時間の解と近似解の間ほどの程度の差が生ずるかを明らかにし, 誤差率の目安を得る。

上の2式について平均値と分散を計算すると,

(3.4)式については

$$\begin{aligned} E(t'_s) &= (1 + \mu t_{ovh}) / \mu \\ \text{VAR}(t'_s) &= 1 / \mu^2 \end{aligned} \quad (\text{a } 1)$$

(3.5)式については,

$$\begin{aligned} E(t'_s) &= 1 / \mu_{eq} \\ \text{VAR}(t'_s) &= 1 / \mu_{eq}^2 \end{aligned} \quad (\text{a } 2)$$

(a1)式と上式の第一式を等しいとして  $\mu_{eq}$  を得る。

$$\mu_{eq} = \mu / (1 + \mu t_{ovh}) \quad (\text{a } 3)$$

これを(a2)式に代入して,

$$\begin{aligned} E(t'_s) &= (1 + \mu t_{ovh}) / \mu \\ \text{VAR}(t'_s) &= (1 + \mu t_{ovh})^2 / \mu^2 \end{aligned} \quad (\text{a } 4)$$

(a7)式(付録2:  $t'_{sp}$  を  $t'_s$  で読み換える)にそれぞれ(a1)式を代入したものが正しい解, (a4)式を代入したものが近似解である。これから《近似解》-《解》/《解》(これを誤差率と呼び  $\Delta$  で表す)を計算すると, 次式となる。

$$\begin{aligned} \Delta &= (\lambda / \mu) \times \{ (1 + \mu t_{ovh})^2 - 1 \} \\ &= [2(1 + \mu t_{ovh}) - (\lambda / \mu) \{ (1 + \mu t_{ovh})^2 - 1 \}] \end{aligned} \quad (\text{a } 5)$$

(a3)式を使わずに,  $\mu_{eq} = \mu$  とした場合の誤差率  $\Delta'$  も上と同様にして求めることができる。

$$\Delta' = \left[ -2\mu t_{ovh} + (\lambda/\mu)(1-\lambda/\mu) \right. \\ \left. \times \{(1+\mu t_{ovh})^2 - 1\} \right] \\ / [2(1+\mu t_{ovh}) - (\lambda/\mu)\{(1+\mu t_{ovh})^2 - 1\}] \\ / (1-\lambda/\mu) \quad (a 6)$$

## 付録 2 M/G/1 (並列型)

待ち時間  $t_{wp}$  の平均値 (これを  $E(t_{wp})$  で示す) は文献 15) の (5.71) 式で与えられる. これを変形して,

$$E(t_{wp}) \\ = E(t'_{sp}) \\ + \lambda [ \{E(t'_{sp})\}^2 + \text{VAR}(t'_{sp}) ] \\ / [2\{1-\lambda E(t'_{sp})\}] \quad (a 7)$$

を得る. ここで, VAR は分散を示す.

見かけのサービス時間  $t'_{sp}$  の平均値は

$$E(t'_{sp}) = E(t_{sp}) + t_{ovhp} \\ = E(t_{sp})(1 + \text{ovh}_p) \\ \text{ここで, } \text{ovh}_p = t_{ovhp}/E(t_{sp}) \quad (a 8)$$

また, 正味のサービス時間 (指数分布) とオーバヘッドは独立で, 一定分布の分散は 0 となるから

$$\text{VAR}(t'_{sp}) = \text{VAR}(t_{sp}) + \text{VAR}(t_{ovhp}) \\ = \text{VAR}(t_{sp}) \\ = \{E(t_{sp})\}^2$$

これらを (a 7) 式に代入して, 次式を得る.

$$E(t_{wp})/E(t_{sp}) \\ = (1 + \text{ovh}_p) \\ + \lambda E(t_{sp}) \cdot \{(1 + \text{ovh}_p)^2 + 1\} \\ / [2\{1 - \lambda E(t_{sp}) \cdot (1 + \text{ovh}_p)\}] \quad (a 9)$$

## 付録 3 M/M/c (多重型)

待ち時間の平均値

$$E(t_{wm}) = E(t'_{sm}) + E(t_{qm}) \quad (a 10)$$

第 2 項は次式で与えられる<sup>17)</sup>.

$$E(t_{qm}) = P_{\text{busy}} \cdot E(t'_{sm}) / \{c - \lambda E(t'_{sm})\} \\ P_{\text{busy}}: \text{全サーバがふさがっている確率} \\ = \{\lambda E(t'_{sm})\}^c / c! \\ / [ \{\lambda E(t'_{sm})\}^c / c! \\ + \{1 - \lambda E(t'_{sm})/c\} \\ \cdot \sum_{k=0}^{c-1} \{\lambda E(t'_{sm})\}^k / k! ] \quad (a 11)$$

ここで,  $\sum_{k=0}^{c-1}$ :  $k=0 \sim c-1$  までの和

また, 見かけのサービス時間  $t'_{sm}$  は, (3.6) 式の  $\mu_{eq}$  により

$$E(t'_{sm}) = 1/\mu_{eq}$$

で与えられる (3.4 節参照). (3.6) 式より,

$$1/\mu_{eq} = (1 + \mu t_{ovh})/(1/\mu)$$

(3.4) 式を考慮すると

$$E(t'_{sm}) = (1 + \text{ovh}_m) E(t_{sm}) \\ \text{ここで, } \text{ovh}_m = t_{ovhm}/E(t_{sm}) \quad (a 12)$$

$E(t_{qm})$  と  $E(t'_{sm})$  を (a 10) 式に代入して, 最終的に次式を得る.

$$E(t_{wm})/E(t_{sm}) \\ = (1 + \text{ovh}_m) \\ \times [1 + P_{\text{busy}} / \{c - (1 + \text{ovh}_m)\lambda E(t_{sm})\}] \quad (a 13)$$

## 付録 4 並列化係数 $\kappa$

正味のサービス時間の分布は, データフィールド長 (これを  $l_a$  で示す) の分布によって定まる. 前者を指数分布で連続と仮定しているの,  $l_a$  も同様の分布をもつ. したがって, その確率密度分布は  $K$  を定数として, 一般に

$$K \times \exp(-\alpha l_a)$$

で与えられる. ただし,  $l_a$  を連続としたのでは並列化に伴う端数の影響を記述できないので,  $l_a$  をキャラクタ (4[bit]) 単位で離散化する.

式の形を上と同じとし,  $K$  を  $l_a=1 \sim \infty$  [char] までの和が 1 になるように定め, また  $\alpha$  を平均値が 1/(2L [byte]) となるように定めると, 確率密度分布として次式を得る. ただし,  $L$  はデータフィールドの平均長である.

$$(A-1)A^{-l_a} \\ \text{ここで, } A = \exp(\alpha) \\ \alpha = -\ln\{1 - 1/(2L)\} \quad (a 14)$$

本論文では  $L \geq 256$  [byte] としているので,

$$\alpha \approx 1/(2L \text{ [byte]}) \quad (a 15)$$

以下では, これら 2 式を使って, 多重型と並列型の平均サービス時間  $E(t_{sm})$  と  $E(t_{sp})$  を求める.

チャンネルの速度を  $v_c$  [char/sec] とすると, 長さ  $l_a$  [char] のデータを送信するのに要する時間は, 多重型では  $l_a/v_c$  [sec] である. したがって, 平均サービス時間は次式で与えられる.

$$E(t_{sm}) = \sum_{l_a} (l_a/v_c) \times (A-1)A^{-l_a} \\ = (1/v_c) \{1/(1-A^{-1})\} \\ \text{ここで, } \sum_{l_a}: l_a=1 \sim \infty \text{ の和} \quad (a 16)$$

並列型では, データフィールド長  $l_a$  がチャンネル数  $c$  の整数倍以外のときには, 空白を生じたチャンネルのデータ最後尾にパディングを付加してデータ長をそろえる. このためチャンネル当たりのデータ長は  $(l_a/c)_1$  となり, 平均サービス時間は次式で与えられる.

$$E(t_{sp}) = \sum_{i_d} (l_d/c) (1/v_c) (A-1) A^{-i_d}$$

$l_d = (k-1)c + i$  ( $1 \leq i \leq c$ ) で  $\{l_d/c\}_i = k$  となることを考慮すると、簡単な計算により次式を得る。

$$E(t_{sp}) = (1/v_c) \{1/(1-A^{-c})\} \quad (\text{a 17})$$

平均サービス時間の比は、(a 16)、(a 17)式を参照して、次式となる。

$$E(t_{sm})/E(t_{sp}) = (1-A^{-c})/(1-A^{-1}) \quad (\text{a 18})$$

この比は一般に  $c$  より小さくなる。これは並列化の際に上述のようにパディングを付加しているためである。(a 18)式と無駄がないときの値(すなわち  $c$ )の比を並列化の効率を表す係数(並列化係数)として用い、 $\kappa$  で表す。(a 14)、(a 15)式を考慮して、次式を得る。

$$\kappa = (1/c) \{(1-e^{-c/(2L)})/(1-e^{-1/(2L)})\} \quad (\text{a 19})$$

(平成6年1月24日受付)

(平成6年6月20日採録)



坂本 康治 (正会員)

昭和23年生。昭和46年茨城大学工学部電気工学科卒業。同年電子技術総合研究所入所。平成6年4月より日本工業大学電気電子工学科教授。工学博士。この間昭和60年より1年間、仏国国立情報ならびに自動化研究所 (INRIA) 客員研究員。メモリシステム、VLSI CAD、ネットワークの研究に従事。電子情報通信学会会員。



濱崎 陽一 (正会員)

1957年生。1979年岡山大学工学部電気工学科卒業。1981年同大学院電気工学専攻修士課程修了。同年電子総技術総合研究所に入所。光を用いた計算機用高速ネットワークの研究、分散システムの研究などに従事。



鈴木 基史 (正会員)

1960年生。1983年名古屋工業大学工学部電子工学科卒業。同年通商産業省電子技術総合研究所に入所。光情報交換、分散システム、適応型システムの研究に従事。現在同所情報アーキテクチャ部分散システム研究室主任研究官。電子情報通信学会。



塚本 享治 (正会員)

昭和47年東京大学工学部計数工学科卒業。同年電子技術総合研究所入所。現在、同情報アーキテクチャ部分散システム研究室室長。入所後10年間は、知能ロボットを題材とした、プログラミング言語、分散リアルタイム制御、高機能ディスプレイの研究を行う。その後現在に至るまで、それらを発展させて情報システムという見地から、オブジェクト指向分散処理(分散オブジェクト指向言語、分散オブジェクト管理、分散開発環境)、並列処理(並列オペレーティングシステム)、コンピュータネットワークの研究に従事。ISO、JIS等におけるOSI標準化にも貢献。平成元年日本ロボット学会論文賞、平成6年科学技術庁長官賞研究功績賞受賞。日本ロボット学会会員。