

可変長フレーム、パケットを有する複合交換方式

宮原秀夫 長谷川利治
(京都大学 工学部)

1. まえがき

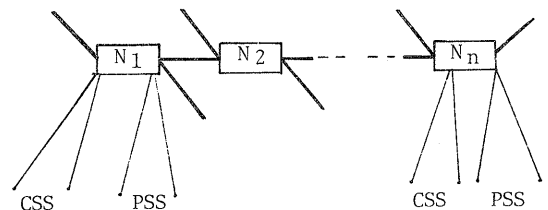
コンピュータ通信網の高度利用化に伴い、ネットワークにおけるトラヒックもそれらの利用形態に応じた多様な特性を有する様になる。従って、これからの通信網はこれら多様なトラヒックを効率良く処理し得るものでなければならぬ。また最近の音声のデジタル化の技術によって、音声をもデジタル網を通して伝送しようという試みが行なわれつつある。^[1] これらの事を目的として最近、回線とパケットとの両機能を備え持つ複合交換方式についての考察が行なわれている。この方式の発想は、これまでに行なわれた各交換方式の比較評価の結果、即ち、計算機ターミナル等からの比較的短いメッセージに対してはパケット交換が、それとは逆に、長いメッセージとして特徴づけられるトラヒック、例えば、デジタル化した音声信号、計算機又はデータベース等からのメッセージ、に対しては回線交換がそれぞれ有利であるという点に基づいている。^[2]

Coviello, et al は、*slotted envelop network (SENET)* と呼ばれる回線/パケット統合システムを提案している。^[2] これは音声、データ、画像などすべての通信サービスを対象としたいわゆるサービス統合網である。ここでは即時伝送を要求される長いメッセージ（音声、画像）は回線交換で、比較的即時伝送は要求されるが短いメッセージ（会話型データ）はパケット交換で伝送し、それらのあい間をぬって優先度の低い即時性が要求されない長いメッセージ（バルクデータ）を送るものである。また Fischer は、一定長のフレーム内に音声用のタイムスロットと、データ用のタイムスロットとを割り当てた回線-パケット複合交換方式を提唱し、その時1つのフレーム内において音声が専有することが出来る領域とデータのそれとを完全に分離した場合（*fixed boundary*）とその境界を可変にし、音声領域にデータが割り込める場合（*movable boundary*）とについて、音声トラヒックに対する呼損率、データパケットとの伝送遅延を解析的に求めている。^[3] さらに Gitman 等が複合交換方式について種々の考察を行い、ネットワーク設計時における問題点について論じている。^[6] 上記の Fischer のモデルにおいては、データパケット長は全て一定とし、伝送単位をフレームとしていたため、可変長メッセージをパケット化した際に生じるダミーなビットをも伝送することになる。また SENET においてもフレーム内における呼が占有出来るタイムスロット長は可変であるが、フレーム長が固定であるため、一般にフレームの終りには必ず無使用（*unused area*）部分が生じる。このことは伝送すべきトラヒックが存在するにも拘らず、伝送路に空を生じさせることになり、伝送効率を低下させ、伝送遅延を増大させる結果になる。このようなフレーム長一定という制限は、音声等や連続した同期を要するトラヒックに対し、時分割回線交換を行なおうとする際には、必然的なもののように思われる。伝送路上の無駄をなくするためデータパケット長を可変とすることによって、あるあらかじめ定められた時刻に送らすべき回線交換用トラヒックの伝送ができなくなり、その伝送遅延にゆらぎを生ずることになる。このゆらぎはパケットによる音声伝送の場合には必ず生じるものであるが、この遅延のゆらぎの最大値がある値におさえられ、かつその最大遅延が回線交換を実現する上での許容

範囲内のものであれば良いと考えられる。そこで、本稿では次に述べるような複合交換方式 (Modified Integrated Switching) を提唱し、その方式における呼損率、パケット伝送遅延に対する解析を行う。本方式におけるフレームとは、文献[2][3]などにおけるように、回線交換用トラヒックに対するタイムスロットとデータパケットとが混在するものではなく、回線交換用のタイムスロットだけから成るものを言い、蓄積交換用のデータパケットとは区別している。フレームはある基本タイムスロット長の整数倍の長さを有し、その整数の最大値が規定されている。またパケットはその最大長のみが定められており、それ以下任意の長さを保有し得るものとする。この段階で、すでに、回線交換用フレームと蓄積交換用パケットとは個別の伝送単位でありフレームはパケットに優先して伝送される。但し、パケット伝送中はフレームの割込みを受けない。このように優先伝送 (非割込み) および可変長パケットにすることによって、ある定められたフレームの伝送時刻にパケットが伝送中のとき、そのフレームはその予定時刻に送出不可となる。しかしながら後述する、最大フレーム長、最大パケット長に対する条件を満たせば、発信交換局 (Source node) から一定の時間々隔で送出を予定されている一連のフレームの目的局 (destination node) における到着時間々隔の最大値を一定に保つことができる。この方式においては、回線交換用トラヒックがないときもパケットの伝送が可能であるため、文献[3]における *movable boundary* の場合に相当する。さらに可変長パケットを扱うことができるため、パケットティング効率^[4]を上げることができる。非割込み優先のため通常のフレームにおける無使用領域をもたずることができる。以下において、本方式の詳細説明を行い、回線交換トラヒックに対する呼損率、データパケットに対する平均遅延を解析的に求め、他方式との比較評価を行う。

2. 方式説明

ここで対象とするネットワークは図1に示すようなものとする。各交換局には2種のターミナル、即ちSF用端末 (PSS) 及び回線交換用端末 (CSS) とが端末回線 (access line) を通して接続されており、各局間は高速伝送回線 (trunk line) にすく接続されている。局内におけるフレーム、パケットの流れを示したのが図2である。PSSからのメッセージはパケット化されてパケット単位で access line を通して局に到着し、パケット処理を受けてパケットバッファに入る。一方 CSS からは一定のビットレート (Access line の伝送速度) でラインバッファに入り、このバッファに収まったビットは一定の時間々隔で取り出されフレーム構成ブロックに移される。他交換局からはトラंकラインを通してフレームとパケットとの到着がある。パケットはパケット処理へ回し、フレームはフレーム処理に回す。CSS のラインバッファから取り出されたものを金めて新たなフレームを構成する。このときのフレーム構成を図3に示す。



CSS: Circuit switched subscribers

PSS: Packet switched subscribers

— Trunk line

— Access line

Figure 1 Network model

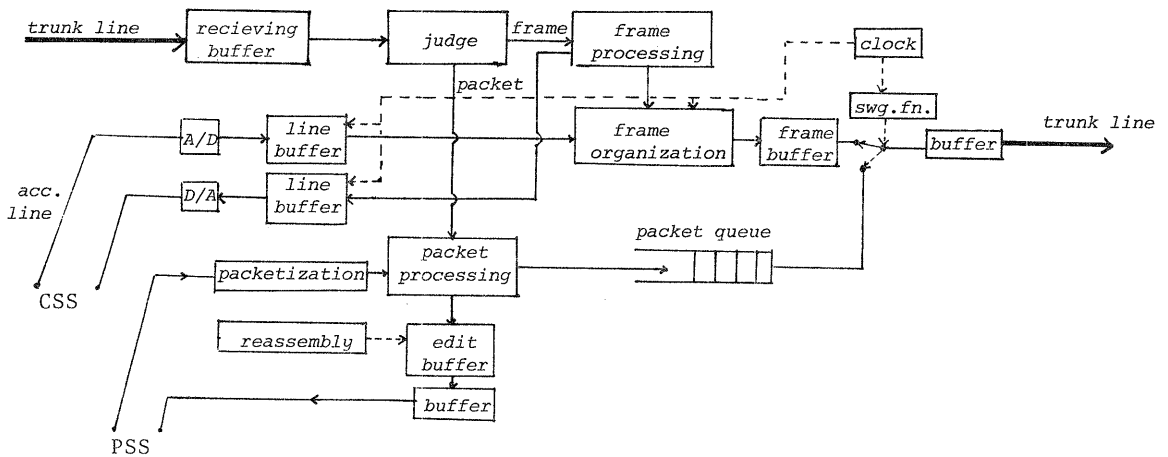


Figure Frame and packet flows in the switching node

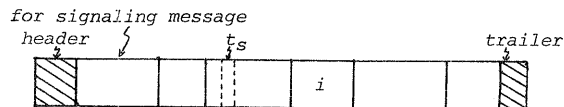


Figure Frame organization

図3において、 t_s はフレーム内の基本スロットを表わし、フレームは最大 M 個の基本スロットまで有することが許される。各トラヒックに対してはアクセスラインの伝送速度に比例したタイムスロットが割り当てられる。図中 i の領域は CSS の No. i が連続して使用し得るタイムスロットである。この最大スロット数 M については次式を満たしているものとする。

$$M < \frac{T_f - (t_h + t_s + t_p + t_{pm})}{t_s} \quad (1)$$

T_f ; フレーム伝送時間々隔(フレームサイクル)(sec.)

$t_h = H_L / C$

H_L ; フレームヘッダー長(bit)

C ; トラunkラインの伝送速度(bit/sec)

t_s ; 基本タイムスロット長(sec.)

t_p ; フレーム処理時間

$t_{pm} = L_{pm} / C$

L_{pm} ; 最大パケット長(bit)

交換局は一定の周期 T_f (フレームサイクル: この周期は各局で全て等しい、しかしその時刻は一般に異なるものでよい) でフレームを送出しようとするが、その時パケットが伝送中であればそのパケットの伝送が終了するのを待ってから直ち

に伝送されることになる。その時の様子は図4のようになる。

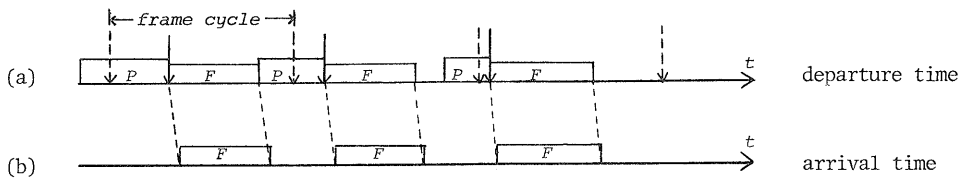


Figure 4 Frame departure and arrival time

図中送出側の破線で示されている時刻がパケット伝送による干渉を受けないときのフレーム送出時点(フレーム送出予定時刻)を表わす。実際はパケットの干渉を受けるため実線の時刻からフレームの伝送が開始される。従って受信側でのフレーム到着過程は同図(b)のようになる。このとき先の条件(1)が満たされているため送出予定時刻より遅れて送出されたフレームは、次のフレームの送出予定時刻以前にその伝送を完了している。いまこの局からの j 番目のフレームの送出予定時刻を $jT_f^{(1)}$ とし、 $jT_f^{(1)}$ と $(j+1)T_f^{(1)}$ の時間間隔に n に他局より到着するフレームを $aF_j^{(n)}$ とする。時刻 $jT_f^{(1)}$ に送出されようとするフレーム($aF_j^{(1)}$ と記す)に来ることの出来る情報は、 $jT_f^{(1)}$ 以前に n に到着していたフレーム、即ち $aF_{j-1}^{(n)}$ に集められた情報か、あるいはこの局のCSSのラインバッファより $jT_f^{(1)}$ 以前に取り出された情報のみに限る。この様な手順に従って、図1のモデルにおいて、 N_1 にあるCSSより一定のビットレートで到着する回線トラヒックを一定周期 T_f でラインバッファより取り出して $aF_j^{(1)}$ に集めて N_2 へ送出する場合を想定する。図5(a)は N_1 のフレーム送出時点を表わしたもので、 $jT_f^{(1)}$ は送出予定時刻を、 $jT_f^{(1)}$ は実際のパケット送出時刻を表わす。また(b)は $jT_f^{(1)}$ で送出されたフレームが N_2 へ到着する時点を表わし、時間間隔 $a_j - jT_f^{(1)}$ はフレームの転送時間及び処理時間の和である。従って時刻 a_j では N_2 へ到着した $aF_j^{(1)}$ が処理されて再びフレームに再構成されて N_3 へ送出可能となる時刻となる。(c)は N_2 からのフレーム送出予定時刻を示す。 $aT_f^{(2)}$ は $jT_f^{(1)}$ のあと最初に来る N_2 でのフレーム送出予定時刻である。一般に、 $(k+i)T_f^{(2)} - (k+i-1)T_f^{(2)}$ に N_2 へ到着したフレーム $aF_{k+i}^{(2)}$ に集まっている情報だけ $aF_{k+i-1}^{(2)}$ に来ることが出来る。いま N_1 のCSSからフレーム $aF_{j+g}^{(1)}$ から $(j+g-1)$ 番目のフレーム $aF_{j+g}^{(2)}$ まで連続して呼出しを伝送する場合を考えよ。このとき、 N_2 からの送出過程に対し、次のことが言える。但しフレーム $aF_j^{(1)}$ が呼出しに属するタイムスロット(S_α)を含んでいるとき $S_\alpha \in aF_j^{(1)}$ と記す。

$$\sum_{l=j}^{j+g-1} S_l^{(1)} = 0 \quad \longrightarrow \quad \begin{cases} \sum_{l=k+1}^{k+g} S_l^{(2)} = 0 & S_k^{(2)} = 1 \text{ かつ} \\ \max\left(\sum_{l=k+1}^{k+g} S_l^{(2)}\right) = 1 & S_k^{(2)} = 0 \text{ かつ} \end{cases} \quad (2)$$

ただし

$$S_l^{(2)} \begin{cases} = 0 & S_\alpha \in aF_l^{(2)} \\ = 1 & S_\alpha \notin aF_l^{(2)} \end{cases}$$

$S_{\alpha}^{(2)} = 1$ は $a_j > kT_f^{(2)}$ のとき起る
 $S_{\alpha}^{(2)} = 0$ は $a_j \leq kT_f^{(2)}$ のとき起る。
 $a_j > kT_f^{(2)}$ のとき $dF_j^{(1)}$ に乗って
 呼 α のタイムスロット S_{α} は、
 $dF_{k+1}^{(2)}$ に乗せられ、続くフレーム
 の到着時刻については $a_{j+1} < (k+2) \cdot T_f^{(2)}$
 が常に成立するから dF_{k+2}
 ($l = k, k+1, \dots, k+g$) には S_{α} が
 連続して乗ることになる。次に
 $a_j \leq kT_f^{(2)}$ のとき、 $dF_j^{(1)}$ に乗って
 いた S_{α} は $dF_k^{(2)}$ に乗ることにな
 るが、ある p ($0 < p \leq g$) について $a_{j+p} > (k+p)T_f^{(2)}$ となる場合が生じる。この
 とき $S_{k+p}^{(2)} = 1$ となるが $S_{k+p}^{(2)} = 0$ ($p < l \leq g$) となる。以上のことから呼 α が N_2
 を目的地としていとき、 S_{α} を含む先頭のフレームが N_2 に到着してから高々 T_f
 時間遅らせて S_{α} を CSS へ送出することによって一定のビットレート（入力時と
 同い速度）で連続送出可能となる。

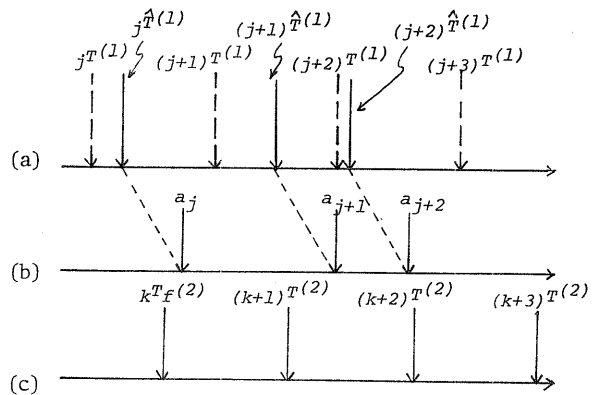


Figure 5 Departure and arrival times

3. フレーム遅延

フレーム遅延とは次のように定める。図1のモデルにおいて N_1 から N_m まで
 呼 α を伝送するとき、呼 α の先頭のフレームの N_1 における送出予定時刻を $jT_f^{(1)}$
 とし、 N_m から CSS へ α を連続送出可能となる時刻を $kT_f^{(2)}$ としたとき、フレーム
 遅延 D_f は、

$$D_f = \max(kT_f^{(2)} - jT_f^{(1)}) \quad (3)$$

と定める。各局における送出予定時刻が一致しているときは、

$$D_f = (n-1)T_f \quad (4)$$

となり、送出時刻が異なるとき

$$D_f = 2(n-1)T_f + (n-1)T_f \quad (5)$$

上式右辺第1項は $jT_f^{(1)}$ からみて S_{α} を乗せた先頭のフレームが N_1 に到着するま
 での遅延の最大値であり、第2項は前節で述べたように N_m から α を連続送出す
 るために、 α の先頭の情報の送出を遅らせるなければならない待ち時間である。
 第2項は N_m より連続送出という条件を満たすために必要な確定値であるが、第1
 項は0に近い値から $2(n-1)T_f$ の間で確率分布している。いまその間を一樣に分布して
 いるものとするれば D_f の平均値 $\bar{D}_f$ は

$$\bar{D}_f = 2(n-1)T_f \quad (6)$$

となり、本方式による遅延は、各局における送出予定時刻が全て等しく且つパケ
 ット伝送による干渉を受けない、いわゆる完全にネットワークの同期がとられた
 もとに伝送される時に受ける遅延の2倍となる。

4. パケット伝送遅延

パケットに対する伝送遅延は、優先順位を有する非割込み型の待合せ系にモデル化して解析的に求めることができる。 N_i へ到着するパケットの到着過程がポアソンであると仮定すれば、パケットが N_i に到着してから N_{i+1} へ伝送を完了するまでに要する時間 $D_i^{(p)}$ は

$$D_i^{(p)} = \frac{\lambda_p \cdot E(t_p^2) + \lambda_f \cdot E(t_f^2)}{2(1 - \lambda_p \bar{t}_p - \lambda_f \bar{t}_f)} + \bar{t}_p \quad (7)$$

但し

λ_p : パケットの到着率
 λ_f : フレームの到着率 ($= 1/T_f$)
 $E(t_p^2)$: パケット伝送時間の2次モーメント
 $E(t_f^2)$: フレーム伝送時間の2次モーメント
 $\bar{t}_p$: パケットの平均伝送時間
 $\bar{t}_f$: フレームの平均伝送時間

(7) 式右辺の1項の分母が通常の待合せ理論における公式と多少異なるが、これはフレームの到着が一定到着であることによるものである。

5. 数値例および方式比較

表1は、フレームサイクル $T_f = 10 \text{ ms}$ 、トランクラインの伝送速度 $C = 1.544 \text{ Mbps}$ 、アクセスラインの伝送速度 $Q = 8, 16, 32, 64 \text{ kbps}$ として (1) 式の条件を満たす最大の M の値 (M_m) を示す。但し、フレームヘッダ長 $H_L = 50 \text{ bits}$ 、フレーム処理時間 $t_p = 2 \text{ ms}$ とした。(このパラメータ設定は以後に示す例においても全て共通である。)

図6は通過する交換局数に対するフレーム遅延を示す。

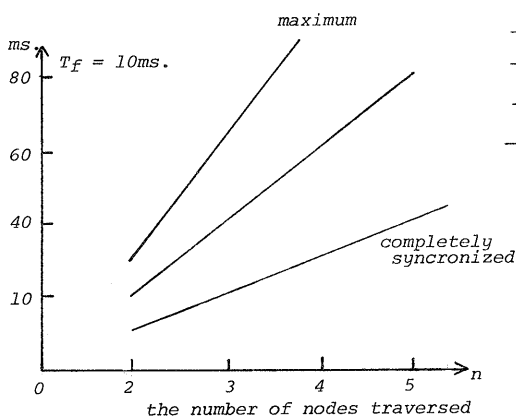


Figure 6 Frame delay vs. the number of switching nodes

Table 1

Access line speed	8k	16k	32k	64k
$L_{pm} = 2000$	127	63	31	15
$L_{pm} = 1000$	135	67	33	16

L_{pm} : Maximum packet length

frame cycle $T_f = 10 \text{ ms}$.

trunk line speed $C = 1.544 \text{ Mbps}$

frame header $H_L = 50 \text{ bits}$

signaling mess. capacity $H_S = 500 \text{ bits}$

frame processing time $t_p = 2 \text{ ms}$.

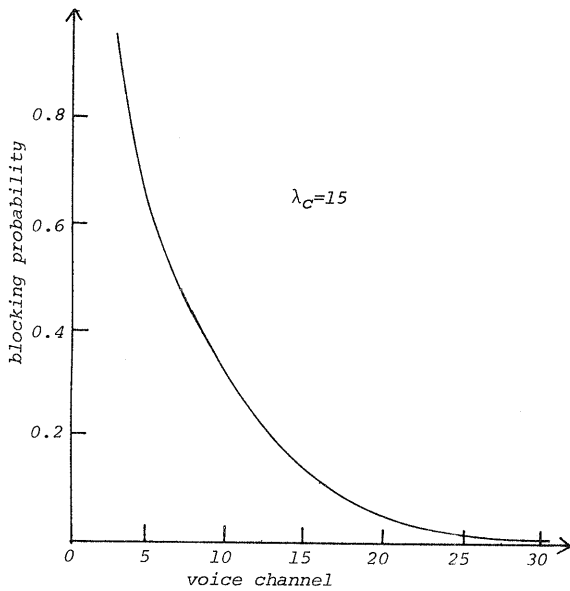


Figure 7 Blocking probability for voice traffic vs. the number of voice channel

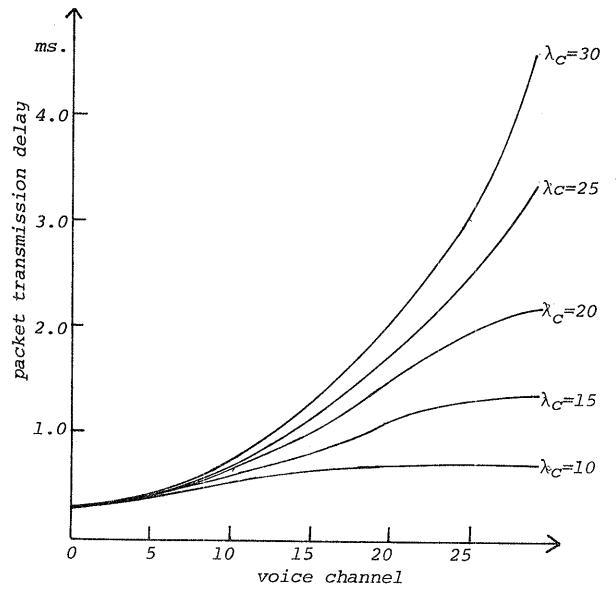


Figure 8 Packet transmission delay of modified integrated switching vs. the number of voice channel

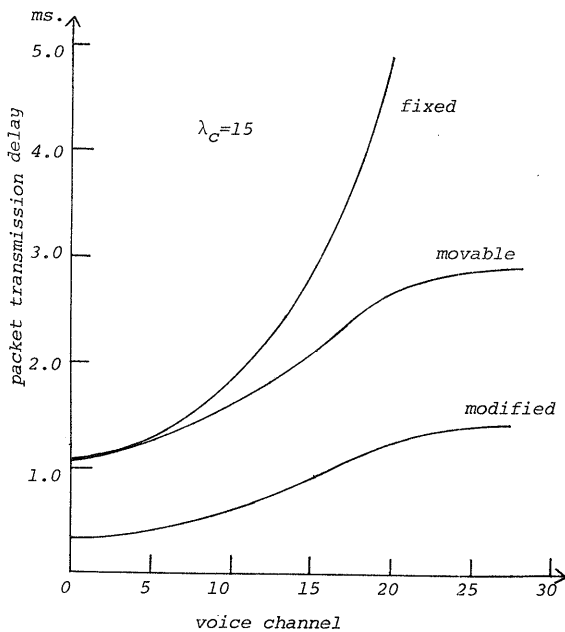


Figure 9 Comparison of packet delay between modified, movable and fixed methods.

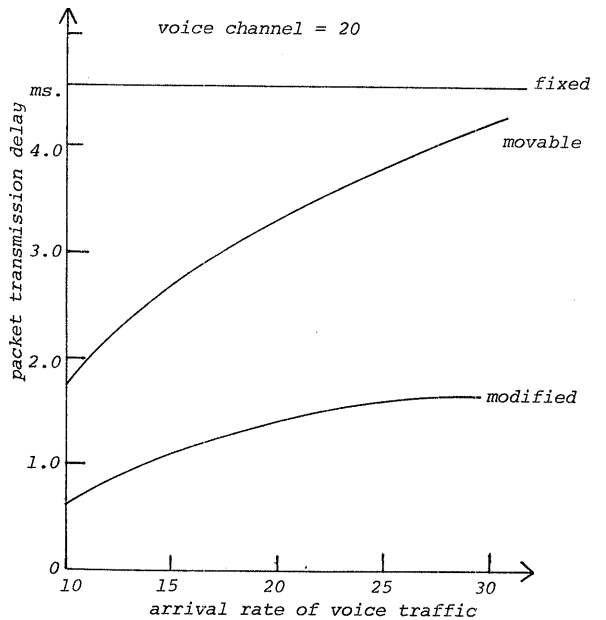


Figure 10 Comparison of packet delay between each method vs. the arrival rate of voice traffic

図7は回線トラセック(音声トラセック)の N_1 への到着率を $\lambda_c = 15 \text{ call/min.}$ 回線の保留時間 $t = 1 \text{ min}$ とした時の呼損率を示す。これは通常のアーラン呼損式より求めたものである。(文献[6]によればフレームサイクルが 10^{-4} sec. 以下ならばフレームによる効果を無視してアーラン式で十分近似されることを述べている。)

図8~10は本方式(Modified Integ. Swg. Method)におけるパケット伝送遅延を示すもの(式(7)による)であるが、種々のパラメータ設定は次の通りである。

Trunk line speed $C = 1.544 \text{ Mbps}$	Access line speed $a = 32 \text{ kbps}$
Message arrival rate $\lambda_m = 200/\text{sec}$	Average message length $l_m = 500 \text{ bits}$
Maximum packet length $L_{pm} = 1000 \text{ bits}$	Packet and frame header $H_L = 50 \text{ bits}$
Signaling message length $H_s = 500 \text{ bits/frame}$	
Frame cycle $T_f = 10 \text{ ms.}$	

L_m, λ_m より(7)式における $\bar{E}(t_p)$ を得るには文献[5]のAppendix 参照
図9, 10はFischerが扱っているモデル[3]と本方式との比較を行っている。Fixedとmovable boundaryに対するFischerの解析においては、パケットは全てフレームに含まれフレーム単位で伝送処理を行っているため平均遅延はフレームサイクルの2/3倍以上となり(平均待ち時間が $T_p/2$, 伝送時間が T_f)、この場合($T_f = 10 \text{ ms}$)は 15 ms と大なる遅延を与えることになる。伝送をフレーム単位ではなくパケット単位で考えると遅延はこれより少なくなるはずである。そこで図中の値は筆者等による次式より計算したものである。(紙面の都合上導出過程は省略する)

$$\bar{D}_p = \frac{\lambda_p E(t_p) + \lambda_f E(t_f^2)}{2(1 - \rho_p - \lambda_f \bar{t}_f)} + \sigma \frac{\bar{t}_p}{2} + (1 - \sigma) \frac{\bar{t}_f}{2} + \bar{t}_p$$

σ : probability of channel availability for packets

6. おわりに

本方式の特徴は、フレーム及びパケット長個足の制限による伝送効率、パケットインゴ効率的の低下を防ぐ点にあり、パケット伝送遅延の減少は定性的にも容易に理解し得る。伝送交換のための制御手順は通常複合方式と大差なく、それ程複雑になるものではないと思われる。同様に同じくは各局間の時刻のずれは問題にならず、(1)の M の値に余裕を持たせれば、厳密な網同期を必要としない。また本方式とパケットによる音声伝送の場合とを比較してみると、パケット伝送においては、音声遅延に対するかなりのゆらぎがあるが、本方式においては遅延の最大値が確定値として抑えられるため、その最大遅延さえ許せば、パケットの時に生ずるような欠落をなしに、音声の伝送が可能である。さらにフレーム中のタイムスロット毎に多少のヘッダーを加加することにより有音時のみ情報を伝送することも可能であると思われる。

[REFERENCES]

- (1) J. W. Forgie and A. G. Nemeth, "An Efficient Voice/data Network using Statistical Flow Control," Proc. of ICC-77, 1977
- (2) G. J. Coviello and P. A. Vena, "Integration of Circuit/packet Switching by a SENET Concept," Proc of NTC, 1975
- (3) M. J. Fischer and T. C. Harris, "A Model for Evaluating the Performance of an Integrated Circuit-and Packet- Switched Multiplex Structure," IEEE trans. on Comm., Com-24, 2, 1976
- (4) H. Miyahara, Y. Teshigawara and T. Hasegawa, "Comparative Evaluation of Switching Methods in Computer Communication Networks," Proc. of ICC-75, 1975.
- (5) G. D. Cole, "Computer Network Measurements Techniques and Experiments," Ph. D. Dissertation of UCLA, 1971
- (6) I Gitman and et al, "Issues in Integrated Network Design," Proc. of ICC-77, 1977