

特別論説



情報処理最前線

情報ハイウェイにおける情報転送方式† —大容量・高速通信システムのトラヒック制御—

齋 藤 洋 村

1. はじめに

コンピュータのダウンサイジング化、インターネットの発展、さらには米国での情報ハイウェイ構想などの動きによって情報ネットワーク、特に高速広帯域な情報転送を実現しようとする試みが盛んになってきている。こうした試みの要素技術は様々であるが、その重要なものの1つが非同期転送モード (Asynchronous Transfer Mode: ATM) である。ATMは、(1)高速に情報を送りたい、(2)音声や画像といった複数のメディアを同時に送りたい、といった要求を満たすべく考案された技術である。光ファイバ伝送という低エラー通信技術を背景に、網内での誤り再送などを廃することによって高速化を実現しようとしている。ATMによる通信に際してはコネクションの設定を必要とするが、コネクションの設定後は必要に応じた量の情報を高速に転送する。このため、従来の回線交換とパケット交換の両利点を有すると考えられている。ATMは国際標準としてすでに採用され¹⁾、現在は広域網のみならずLANの技術としても適用が期待されている²⁾。

2. ATMとそのトラヒック制御

ATMではセルと呼ばれる固定長ブロックに情報を分割して送る。セルヘッダには宛先情報やセル種別 (ユーザ情報、保守、リソース制御など)、セル廃棄 (非) 優先表示などが書かれている。セル化は、送信側のATM Adaptation Layer (AAL) において行われ、受信側のAALでセル

から上位レイヤのパケットに組み立てられる (図-1)。AALは、上位レイヤに応じて数種類用意されている。ATMで上位レイヤの要求に応じて各種の品質保証や帯域 (通信路の容量) の捕捉方法を提供することができる。これをATM forumではATMレイヤサービスと呼び、図-2のように分類している³⁾。これらのATMレイヤサービスを適切に選択することが、上位レイヤ間のエンド・エンドの通信機能から見た場合、重要である。

品質保証や帯域捕捉はトラヒック制御により実現される。1つのコネクションに属するセルは、ATMレイヤではその順序を保存するよう転送されるが、異なるコネクションが多重されるときは各コネクションに属するセルに対する送信権の与え方、あるいは網内の混雑具合とコネクションの設定可否判断の関係などがトラヒック制御により変化してくる。したがって、適切なATMレイヤサービスを選択するためには、各ATMレイヤサービスを実現するトラヒック制御を理解することが重要である。以下で、回線交換に近いATMレイヤサービスで中心的役割を果たす予防的トラヒック制御とフロー制御的なパケット交換に近いATMレイヤサービスで用いられるフィードバック制御について述べる。

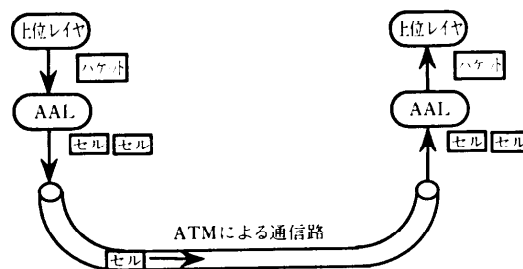


図-1 ATMによる通信路

† Information Transfer Technologies in Information Highway—Traffic Control in Large Capacity and High-speed Telecommunications Systems—by Hiroshi SAITO (NTT Telecommunication Networks Laboratories).

†† NTT 通信網研究所

ATM レイヤサービス		一定 レート サービス	リアルタイム 可変レート サービス	非リアルタイム 可変レート サービス	UBR	ABR
属性						
STD	PCR SCR, MBS	有 無	有 有	有 有	有 無	有 無
品質 規定	ピーク間セル遅延ゆらぎ 最大セル遅延 セル損失率	有 有 有	有 有 有	無 無 有	無 無 無	無 無 注)

注) 定量的に規定するか否かは網に依る

UBR : Unspecified Bit Rate

ABR : Available Bit Rate

図-2 ATM レイヤサービス

3. ソーストラフィック記述子と予防的制御

3.1 ソーストラフィック記述子

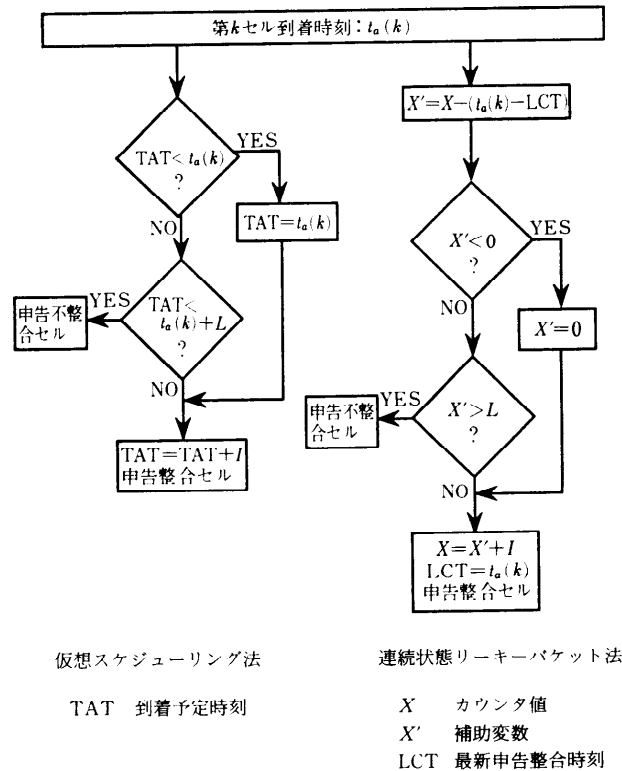
ATM の特徴の 1 つは、ユーザがコネクション設定時に、そのコネクションに属するセルに対するトラフィック的特性（セル流量特性）をソーストラフィック記述子（Source Traffic Descriptor: STD）と呼ばれるパラメータのセットで通知することである。そこには、そのコネクションに属するセルのピークセルレート（Peak Cell Rate: PCR）（最小セル間隔の逆数）や持続的にセルを流し得るセルレート（Sustainable Cell Rate: SCR）、ピークセルレートで何セルまで出し続けられるかを示すパラメータ（Maximum Burst Size: MBS）などが含まれている。ソーストラフィック記述子として使用されるパラメータは、図-2 にあるように各 ATM レイヤサービスで異なる。すなわち、トラフィック特性がどの程度分かっているか、どの程度制御してセルを送出し得るかが、ATM レイヤサービスとして何を選択すべきかの 1 つの基準になる。

さて、ソーストラフィック記述子により、コネクション設定時に通知されるトラフィック特性は実際のトラフィック的特性、セルの流量特性を表すというよりは、セル流を流す通信路容量に対する特性の記述と考えた方が、以下の予防的トラフィック制御との関わりは理解しやすいかもしれない。というのは、ソーストラフィック記述子のパラメータによってコネクション設定時に通知されるのは、実際のトラフィック特性各パラメータの上限値だからである。たとえば、ソーストラフィック記述子として与えられるピークセルレート（PCR）は、実際のセル流量を測定して得られる真のピークセル

レートというより、真の値はこの値以下であるという上限値になっている。同様に SCR は真の平均セルレートの上限値である。

3.2 予防的制御

コネクション設定時に与えられたトラフィック特性を用い、ATM では予防的トラフィック制御を行う。高速での情報転送という特徴を有する ATM 網では、たとえば網が混雑したという事態が生じてからセル発生源に通知し対応を要求したのでは遅すぎる、という思想から予防的制御が重要視されてきた。予防的制御の柱は、コネクション受付制御（Connection Admission Control: CAC）とユーセージパラメータ制御（Usage Parameter Control: UPC）の 2 つである。CAC は、コネクション設定時に実行され、網の混雑具合、網のリソース量、設定要求を行っているコネクションの（ソーストラフィック記述子により通知された）トラフィック特性から当該コネクションの受付可否を決定する。たとえば（1）一定レートサービス（Constant Bit Rate: CBR）であれば PCR で常にセルが流入しても、（2）リアルタイム可変レートサービス（real-time Variable Bit Rate: rt-VBR）であれば SCR で常にセルが流入し、ときどき PCR になっても、統計的に十分な通信路容量（網内の帯域）を確保できるか否か、を判断する。ここで「十分な通信路容量が確保できる」とは、各コネクションに対し、「所定のセル損失率などのセルレベル品質を守る」ことを意味する。それが可能なら受付、そうでなければ他のルートへ迂回し、再び CAC を行うか、設定要求を拒絶する。その後、受け付けられたコネクション上をセルが流れるが、CAC は事前に申告されたソーストラフィック記述子によって与えられた



(第1セル到着時点で $TAT = t_a$
(1)と初期化)

(第1セル到着時点で $X = 0$,
 $LCT = t_a(k)$ と初期化)

図-3 コンフォーマンス定義
(監視対象パラメータ $1/I$, ゆらぎパラメータ L)

トラヒック特性を前提としているため、実際に網内に流入するセルが事前の申告内容と整合しているならば、CAC 実行時の通信路容量の確保可否判断が妥当なものとなる。そこで、事前の申告内容により事前に通知されたトラヒック特性と実際のセル流との整合性を監視し、不整合時にはセルの廃棄やセル廃棄非優先表示付与などのペナルティを与える制御を行う。これを UPC という。このように、CAC による事前判断と UPC による CAC 前提条件の維持という制御形態により、予防的制御が実現し、通信路容量が確保される。コネクション設定時に受け入れ可否を決める点で、予防的制御により実現される ATM レイヤサービスは、回線交換的であると言える。

CAC, UPC は後述するように様々な方法があるが、UPC のもとになる「事前の申告内容により与えられたトラヒック特性と実際のトラヒック特性が整合している」(コンフォーマンス定義と

呼ばれる)とは、どういうことをユーザ・網間で明確にする必要がある。ATM では、図-3 に示す GCRA (Generic Cell Rate Algorithm) と呼ばれるアルゴリズムにより、PCR や SCR に対し、コンフォーマンス定義を規定する^{3),4)}。図中、2つのフロー(仮想的スケジューリング法と連続状態リーキーバケット法)は等価であり、いずれを用いてもよい。監視対象となるパラメータ(PCR や SCR)を図中の $1/I$ に設定する。ここで、 I は対応するパラメータの逆数である時間(すなわち、 I は最小セル間隔あるいは平均セル間隔)に対応する。このフローによれば、セル流の真の PCR や SCR は、ソーストラヒック記述子によりコネクション設定時に通知した PCR や SCR より小さい場合はもちろん、 L で示される程度のゆらぎ分だけは超えることも許容されている。このゆらぎ分 L は、SCR に対しては MBS などより決まる。PCR に対しては主とし

て網とユーザ間の機器の接続状態をもとに、たとえば網に加入時に決める。

3.3 CACとUPC

CACとUPCの最も基本的なケースとして、ATMレイヤサービスが一定レートサービスの場合を示す。この場合、通知されたトラヒック特性はPCRのみである。簡単のため、PCRに対するゆらぎはないものとする。ソーストラヒック記述子として通知されたPCRが $1/I$ のとき、コンフォーマンス定義上は、到着するセルの各セル間隔が I 以上隔たっていればよい。これをチェックする実際のUPC方法としては、GCRAで定義されるコンフォーマンス定義をそのまま実行するもの以外に、一定時間内のセル数をカウントする方法がある。(たとえば、適当な整数 n に対して時刻0と nI 、 nI と $2nI$ 、 $2nI$ と $3nI$ 、...で到着セル数が n 以下になっていることを、監視する^{5),6)}。この方法ではコンフォーマンス定義より緩やかな監視になっている。すなわち、違反セルでもUPCを通過し得る。UPCは監視精度と実装の容易さのトレードオフで決められる。)

CACは、このUPCを通り抜けるセル流に対し、通信路容量が確保できるか否かを判定する。一定間隔 I でセルが網に加わる場合、伝送路上の空き容量がエンド・エンドで(53バイト/ I)だけ確保できるか否かが問題になる。さらに、ATM多重であることによるセル損失などの品質劣化を考慮する。セルの多重部へのセル到着は、必ずしも同期がとれていないため、各コネクション上で、セルが一定間隔で転送されてもセル多重

部ではセルが短時間に集中して到着し伝送路の空き容量が(53バイト/ I)以上であっても、結果としてバッファオーバーフローによるセル損失が生ずることがあり得るからである。各多重部からのセル転送は、一定サービス時間を有する1サーバ待ち行列モデルとほぼ見なせることから、第 i コネクションからの一定時間ごとのセル到着を D_i と表すと、ケンドールの記号で書けば $\sum_i D_i/D/1/K$ (K : バッファサイズ)が各多重部のモデルとなる。このモデルに対し、各多重部でのセル損失の確率や待ち時間が十分小さくなるか否かによって通信路容量が確保できるか否かを判定することが1つの方法である(図-4)。

上記例で、実際のPCRがコネクション設定時に申告されたPCR以下でさえあれば、CACやUPCは実際のセル流のトラヒック的、統計的特性(たとえば真のPCRや平均的なセルの到着レート)は意識していない。申告内容によって与えられたトラヒック特性を満たす実際のセル流が通信路容量内に収まるのであれば、実際のセル流の特性を知る必要はない。申告内容により決まる通信路容量が確保できるか否かを判定すればよいのである(図-5)。このような考え方をを用いた場合重要なのは、申告内容を満たす実際のセル流が収まる通信路容量とは何かである。一定レートサービスの場合、PCRのみが規定されるため、コネクション設定時に申告されたPCRでセルが生成、到着しても常に転送可能な通信路容量を用意しておけば、真のPCRがそれ以下であれば、実際にセルの転送に際し、品質の劣化は生じないで

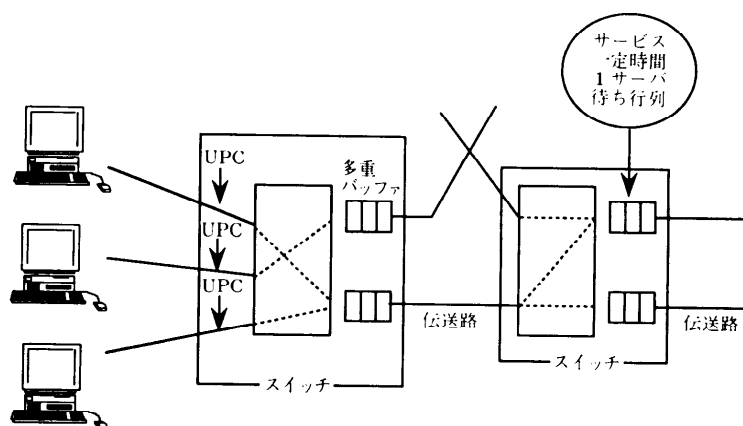


図-4 CAC用網モデル

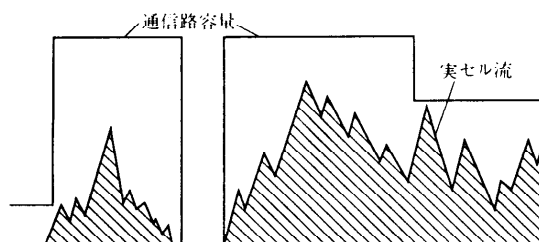


図-5 実セル流と通信路容量

あろう。したがって、通信路容量の確保可否に対するセル流のモデルは、この場合、ソーストラヒック記述子でコネクション設定時に与えられたPCRでセルが一定間隔で生成、到着するモデルになる。この、通信路容量に対するモデル化を、文献7)では、実際のセル流に対するモデル化に対応して、「名目セル流に対するモデル化」と呼んでいる。

名目セル流のモデル化の特徴は一定レートサービスの場合を除き、ソーストラヒック記述子で規定される項目だけでは、名目セル流を完全に記述できるだけの情報がないことである。ソーストラヒック記述子での情報だけではセル流を完全に規定できない場合、名目セル流はどのようにしてモデル化されるであろうか。1つの考え方としては「最悪ケースをモデル化する」がある。これは、網とユーザの間の契約がコネクション設定時のトラヒック特性を満たす任意のセル流に対して品質規定を守るという点から妥当な考え方である。たとえば上記一定レートサービスの場合も、セルがIごとに到着するケースはまさに最悪ケースであった。しかしながら一般に「最悪ケース」を陽に特定できるか、という問題が生ずる。リアルタイム可変レートサービスの場合について、「最悪ケース」を考えてみよう。リアルタイム可変レートサービスでは、トラヒック記述子は、PCRとSCRおよびSCRのゆらぎ分を与えるMBSの3つである。多重する各コネクションについて、この3パラメータが与えられた場合、「最悪ケース」でもこれよりは悪くならないというセル損失率の上限を与える式が知られている¹⁰⁾。ただし、この上限を与える陽なセルの到着過程は存在も含め明らかでない。しかしながらこれによって、CAC判断を行うことができる。具体的にはコネクションの受け入れ可否を「この式の値がセル損失率規

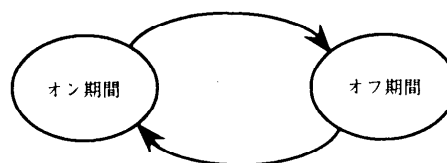


図-6 断続ポアソン過程

定値以下なら受け入れる」ことにすればよい。これでソーストラヒック記述子を満たす最悪のセル到着が生じて、各コネクションに対する通信路容量は十分（すなわちセル損失率は規定以上）にすることができる。実際にはこの式の評価を実時間で行うため、様々な改良案がある。

もう1つの考え方は「もっともらしい仮定を導入する」ことである。これは、実セル流のモデル化に近い。コネクション設定時に通知するトラヒック特性として、PCR, SCR, MBSを与える。リアルタイム可変レートサービス、非リアルタイム可変レートサービス (non-real-time Variable Bit Rate: nrt-VBR) の場合、たとえばこれを、平均到着率がSCR、オン期間長の平均到着率がPCR、オン期間長の平均がMBSにそれぞれ等しい断続ポアソン過程 (Interrupted Poisson Process: IPP) (図-6) と仮定する。(IPPではオン期間長、オフ期間長はそれぞれ指数分布に従い、オン期間中にセルはポアソン過程に従って到着し、オフ期間中は到着しない。IPPは上記3パラメータで完全に規定される。) こうすれば、第*i*コネクションからの到着を IPP_i と書くことにすると、 $\sum_i IPP_i / D / 1 / K$ を評価することでCACが実現できる。評価は、セル到着過程が定まったのでシミュレーションや解析的方法により可能であり、これより、セル損失や遅延を評価し、通信路容量が確保できるか判断できる。実際は、網内で発生するゆらぎによって、「一定間隔で、セルが到着する」という前提が成立しなくなる。この現象に対応するため、たとえば一定レートサービスを多重する場合、文献5)の理論を用いると、各多重部に対し、 $M/D/1/K$ でセル損失の確率が十分小さくなるか否かによって通信路容量の判定とすることが考えられる。さらに、UPCがコンフォーマンス定義よりかなり緩い場合は、通信路容量がより多く必要となる⁹⁾。

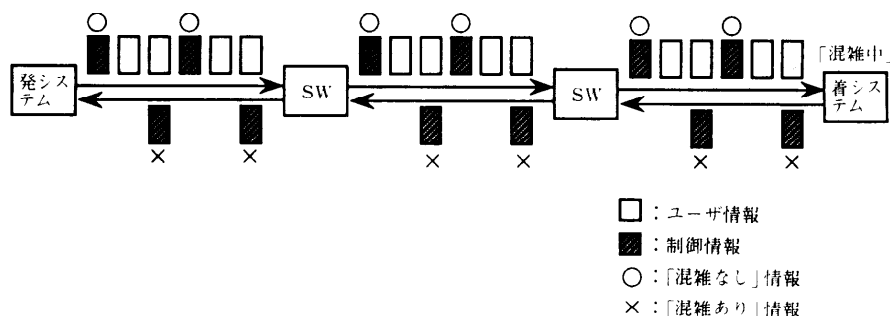


図-7 ABRのフィードバック制御

4. フィードバック制御

音声や画像情報をストリームとして転送する場合、トラフィック特性はある程度コネクション設定時に予測できると思われる。そのため、予防的制御が効果的と考えられてきた。近年、ATM LANの出現やLANエミュレーションといった応用がATM網上で現実のものになるにつれ、(1)統計多重は行いたい（すなわち、常にPCR相当の通信路容量を確保するのでなく他のコネクションと通信路容量をうまく共用、融通し合いたい）、(2)PCR以外のパラメータをコネクション設定時に与えることはトラフィック特性が予測し難く困難、という2つの要求条件を有する通信需要が顕在化してきた。残念ながら、これらの2つの要求条件を満足することは、予防的制御では困難であるためフィードバック制御を導入しようという機運が盛り上がり、ATM forumでは以下に述べるような制御が、ABR (Available Bit Rate) と呼ばれる新しいATMレイヤサービスに対して導入されることになった。（なお、上記2要求を有する通信需要を含めて予防的制御の思想により統一的に実現しようとするものに動的CAC方法など^{5),8)}の適応CACがある⁹⁾。適応CACでは実際のセル流を観測しながら新たなコネクション設定要求に対し受け付け可否を決定する。しかしながらこれらに対しても、ABRのフィードバック制御機能は補完的に有効である。）

ABRのフィードバック制御では、ATMのコネクションの発着両システムおよび網内のスイッチとの間で、詳細なセル送出の規定がされている。発着両システムの間でスイッチを通して、RMセル (Resource Management Cell) という

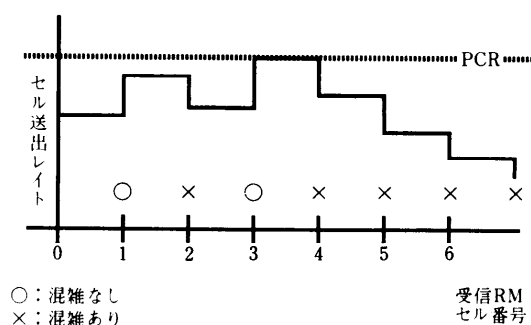


図-8 ABRにおけるセルの送出レイト変化例

特殊なリソース制御用セル（ヘッダで、他の種類のセルと区別）を一定セル数ごとに巡回させ、そのRMセルに網内や着システムでの混雑情報、あるいは網や着システムが受信可能なセルのレイトを指示する情報を書き込む（図-7）。これらの情報に基づき発システムはあらかじめ定められた動作規定に従い、セルを送出する。網や着システムが混雑していなければ、「混雑なし」の情報を有するRMセルが発システムに戻るごとに発システムはセルの送出レイトをあらかじめ定められただけ上げることができる。（ただし、最大PCRまで。）網や着システムが混雑時には、下げるべき送出レイトの値や、「混雑あり」の情報がRMセルにより発システムにもたらされ、発システムは指示された送出レイトであるいはあらかじめ定められた割合で送出レイトを下げ、セルを送出する（図-8）。（これらの送出レイトの上昇分や減少率は発着システム間のセル転送遅延などに基づきコネクション設定時に決定される。）これにより混雑時には送出レイトを下げ、それ以外は高い送出レイトでセルを転送することが可能となる。

5. セル流のモデル化

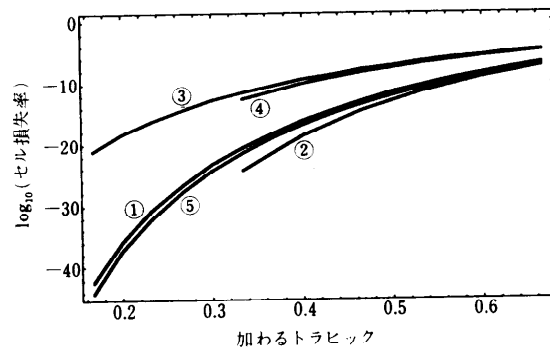
ATM 網の設計にはもちろんのこと、実際にユーザが体感する上位レイヤを含めたエンド・エンドの品質や性能の評価には、ATM のトラヒック特性すなわち、セル流の特性のモデル化が重要である。ただし、ここで注意すべきことは、モデル化の対象が実際のセル流なのか、あるいは上述のように（事前のトラヒック申告により規定される）通信路容量なのか（図-5）、さらにモデルの使い方、モデル化の目的といったものによりモデル化のアプローチが異なると考えられることである。なお、以下では、網の入口あるいはセルの生成点での特性を話題とする。網の内側でのセル流の特性については、セル生成点から網の内部に至る各装置でのバッファリングなどによるゆらぎを考慮する必要がしばしば生ずる。

実セル流のモデル化としては、(1)実際の特性をよく表している、(2)統計処理や待ち行列理論で扱いやすい、の点から、上記の IPP やさらにその一般化であるマルコフ変調ポアソン過程 (Markov Modulated Poisson Process: MMPP) などがしばしば利用される^{7),8)}。IPP や MMPP は連続時間軸上に定義される確率過程であるが、ATM ではセル転送時間が多重部で一定となることから、それを単位時間とする離散時間軸上での同様な確率過程をモデルとして使用する場合もある。さらに最近では ATM 上でのデータ通信や画像情報の転送特性、具体的にはセルの発生・到着特性が自己相似性を有するとの報告があり¹¹⁾、種々のフラクタルによるモデル化が試みられつつある。ただし、ATM の多重特性や設計に際しては、実セル流モデルを用いるだけでは通常不十分である。予防的制御であるにせよ、フィードバック制御であるにせよ、制御を考慮する必要がある。たとえば、実セル流に比し、ソーストラヒック記述子に基づき CAC によって提供される通信路容量が非常に大きいような場合、実際にどこまで多重できるかは、通信路容量によって決まるのであり、実セル流によって決まるのではない。実セル流モデルはむしろコネクション設定時のトラヒック特性の申告パラメータとしてどのようなものが有効か、各スイッチでのモデルとして図-4 のような 1 サーバモデルに近似可能か、

といった議論のために必要である。

6. 多重化特性

たとえばある一定数のコネクションを多重した場合、多重部でのセル遅延やセル損失などの品質は、そのトラヒック特性によって異なったものとなる。これを多重化特性という。多重化特性についても、予防的制御下での名目セル流（通信路容量）に対する多重化特性と実セル流に対する多重化特性とは異なる。まずは、3.3 で述べた「最悪ケース」に対するセル損失率上限式¹⁰⁾を用い、セル損失率上限値を評価する。図-9 は、各 PCR, SCR に対してコネクション数を変化させた場合、正規化された加わるトラヒック (= (多重部に単位時間に加わるトラヒック) / (多重部でセルを単位時間に転送できる能力)) と多重部でのセル損失率の関係を示したものである。各コネクションはすべて同じ特性とする。図から読み取れる特性は、MBS 一定のもとで、(1)PCR 一定の場合、一定セル損失率に対して、SCR 大になるほど加わるトラヒックを大きくできる。逆に加わるトラヒック一定なら、SCR 大なほどセル損失率は低くなる。(2)SCR 一定の場合、一定セル損失率に対して、PCR 小になるほど加わるトラヒックを大きくできる。逆に加わるトラヒック一定なら、SCR 小なほどセル損失率は低くなる。(3)PCR/SCR 一定の場合、一定セル損失率に対



	PCR	SCR	MBS
①	5 Mbps	0.5 Mbps	10 MByte
②	5 Mbps	1.0 Mbps	10 MByte
③	10 Mbps	0.5 Mbps	10 MByte
④	10 Mbps	1.0 Mbps	10 MByte
⑤	5 Mbps	0.5 Mbps	1 KByte

リンク速度=150 M, バッファサイズ=128

図-9 多重化特性

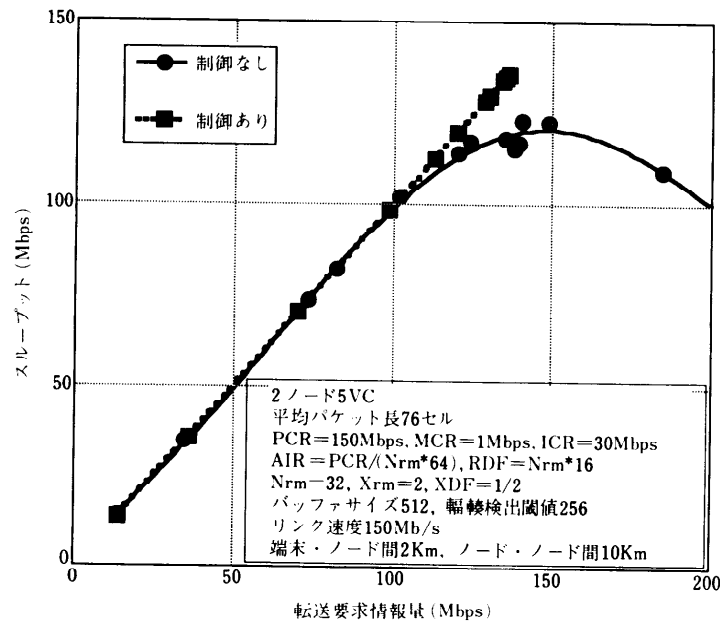


図-10 ABR 多重化特性

してPCR小、すなわちSCR小になるほど加わるトラヒックを大きくできる。逆に加わるトラヒック一定ならPCR小、すなわちSCR小なほどセル損失率は低くなる。さらに、一定セル損失率に対して、MBSが小になるほど加わるトラヒックを大きくできる。逆に加わるトラヒック一定なら、MBS小なほどセル損失率は低くなる。このような特性は、上記セル損失率上限式を用いる以外にも実セル流多重化特性を含め一般的に観測される。(実セル流時はPCRは真のピークセルレート、SCRは真の平均セルレートの意味である。)次に、フィードバック制御下での実セル流に対する多重化特性例を示す(図-10)。ここでは、多重しているコネクション数は一定で、コネクションが転送要求する情報量(具体的には、複数個のセルから構成されるパケットの単位時間あたりの数)の合計を横軸とし、ABRのフィードバック制御がある場合とない場合のパケットレベルのスループット(1つでもセルが受信側に到着しない場合、そのセルを含むパケットは受信側で組み立てできない。いわゆるグットプット)を縦軸に示した。評価条件は文献12)と同じである。軽負荷時は、制御の有無に関わらず、入力パケットはすべて受信側へ送り届けられることから、パケットレベルのスループットは両者差がない。し

かし、負荷がある分界点を超えると、制御がない場合は、スループットが低下する。これは、バッファオーバーフローによりスイッチでセルの損失が生じ、着側で組み立てられないパケットが増加するためである。これに対し、制御下では、セル損失が生ずるぎりぎりの負荷になるよう発システムはセル送出レートを調整するため、網内に入ったセルは着側まで送り届けられ、スループットは低下しない。この分界点は、「一定コネクション数でフィードバック制御がない場合のセル損失が顕著となる点」である。したがって上述の予防的制御(名目セル流)の多重化特性に関する考察により、トラヒック特性に対する分界点の変化が分かる。たとえば、コネクション数およびセル損失率一定のとき、PCRが大きいほど、SCR(あるいは真の平均セルレート)は減少することが名目セル流多重化特性の考察から分かるが、このことから、分界点は、コネクション数一定時、PCRが大きいほど減少することが分かる。

7. あとがき

情報ハイウェイ実現の中核技術であるATMについて、特にトラヒック制御の側面から解説した。トラヒック制御は各ATMレイヤサービスを特徴づけており、トラヒック制御を理解し、適

切な ATM レイヤサービスを選択することが情報ハイウェイ機能を有効に利用することになると思われる。

参考文献

- 1) ITU-T Recommendation I. 121: Broadband Aspect of ISDN (1988).
- 2) 清水 洋, 鈴木 洋: ATMLAN, ソフトリサーチセンター (1994).
- 3) ATM Forum 95-0013 R9: ATM Forum Traffic Management Specification Version 4.0 (1995).
- 4) ITU-T Draft Recommendation I. 371: Traffic Control and Congestion Control in B-ISDN, Geneva (1995).
- 5) Saito, H.: Traffic Technologies in ATM Networks, Artech House (1994).
- 6) 青木, 青山, 濃沼監修: 広帯域 ISDN と ATM 技術, 電子情報通信学会 (1995).
- 7) 川島幸之助編: 通信トラヒック理論の基礎とマルチメディア通信網, 電子情報通信学会 (1995).
- 8) Saito, H. and Shiimoto, K.: Dynamic Call Admission Control in ATM Networks, IEEE J. Selected Areas in Communications, 9, 7, pp. 982-989 (1991).
- 9) ITC 14 Session D 34: Adaptive Connection Admission Control in B-ISDN (1994).
- 10) Tsuchiya, T. and Saito, H.: The Worst Case Cell Arrival Patterns that Conform to the GCRA in ATM Networks, GLOBECOM 95 (1995).
- 11) Leland, W. E., Taqqu, M. S., Willinger, W. and Wilson, D. V.: On the Self-similar Nature Ethernet Traffic (Extended Version), IEEE/ACM Trans. Networking, 2, 1, pp. 1-15 (1994).
- 12) Kitazume, H. and Kawashima, K.: Comparison of Two Congestion Control Schemes for

Best Effort Services, INFORMS International, Singapore (1995).

(平成 7 年 10 月 12 日受付)

付録 略語表

AAL	ATM Adaptation Layer
ABR	Available Bit Rate
ATM	Asynchronous Transfer Mode
CAC	Connection Admission Control
GCRA	Generic Cell Rate Algorithm
IPP	Interrupted Poisson Process
MBS	Maximum Burst Size
MMPP	Markov Modulated Poisson Process
PCR	Peak Cell Rate
RM	Resource Management Cell
SCR	Sustainable Cell Rate
UPC	Usage Parameter Control



斎藤 洋

昭和 56 年東京大学工学部計数工学科卒業。昭和 58 年同大学院修士課程修了。昭和 58 年日本電信電話公社入社。以来、通信トラヒックに関する研究に従事。現在 NTT 通信網研究所特別研究員。平成元年度電子情報通信学会学術奨励賞、平成 7 年電気通信普及財団奨励賞受賞。著書「Teletraffic Technologies in ATM Networks」(Artech House) 他。電子情報通信学会、日本 OR 学会各会員、IEEE Senior member。