

ネットワークをパンクさせない秘訣は？

ナイジェル・ビーン

数学や確率論は、きわめて現代的な問題にも適用されるようになってい。それは、巨大な通信ネットワークを円滑に維持するにはどうすればよいかという問題である。

1990年代の初頭、アメリカの電話回線網は何度かクラッシュ(破綻)を起こし、そのたびにビジネスや家庭に多大の迷惑を及ぼした。会社は顧客と連絡をとることができず、母親と娘が電話で話すことができない事態となり、電話会社は大きな損失を出してしまった。電話回線網がダウンした原因はさまざまであったが、ダウンのうち少なくとも3回は、不測の事態に対してネットワークがどのように応答するかを司る“通話処理則”の設計が悪かったことが一因となったものであった。

電話回線網やコンピューターネットワーク^{*}はそのサイズがあまりに巨大なため、すべてを中央で制御するようなことは行われな。通常それらは、単純な規則に従う一群の演算素子からなる局所処理装置と受け応えするのみである。現在用いられている通話処理則は妥当なものと思われるものの、たった1か所か2か所の中継点(ノード：結節点)で問題が起こっただけでネットワーク全体がダウンしうることから見て、通話処理則の如何がネットワーク全体の機能にどのような影響を及ぼすかを理解することがたいへん重要である。ネットワークがより複雑になり、より大量の情報を運ばなければならなくなるにつれて、確率論その他の数学的手法を通信に応用することがますます重要となってきた。

最近の電話回線においては、通話自体は1つのサブネットワーク、回線制御の情報は信号回線とよばれる別のサブネットワークを通して伝達されている。もしも通常の電話交換機、つまりは信号回線のスイッチ(仮にこれを中継点Aとよぶことにしよう)が別の信号スイッチBとの回線をつなごうと

して障害に出会ったとしたら、いったい何が起るだろうか？

このような場合に中継点Aが従うべき通話処理則は、いったん回線の接続を切った上で再接続を試みることであろう。これは至極当然のことのように思われる。というのは、一般に電子機器のトラブルを解消するのに、再立ち上げはたいへん有効な方法であることが多いからである。しかしながら、故障しているのが回線なのか中継点B自体なのかは、中継点Aにはわからない。もしも回線の方がトラブルの原因だったとすると、再接続で解決する可能性がある。しかしながら、もしも中継点Bに故障が起きているのならば、ネットワークで中継点Bにつながっている他の中継点のすべて(典型的な数としては、信号スイッチ数個と電話回線100ないし200本がつながっている)においても回線接続にトラブルが発生することとなる。そこでそれらの中継点は、いったん接続を切った上で再接続をみないっせいに試みるであろう。すると、せっかく回線そのものはちゃんと働いていたのに、中継点Bに再接続を求める信号が殺到することによって、パンク状態が発生してしまうことになる。そして中継点Bをめぐるトラブルはいっそう悪化し、その影響はネットワーク全体へと広がっていくであろう。

このような事件が生じるのは、ようするに、ネットワークの設計者が予測していなかったような不運な状況が出現したからにはほかならない。しかしながら、もっとましな通話処理則を選んでいたら、そのような問題が生じたときにもそれをローカルに留め、首尾よく回復することが可能だっただろ

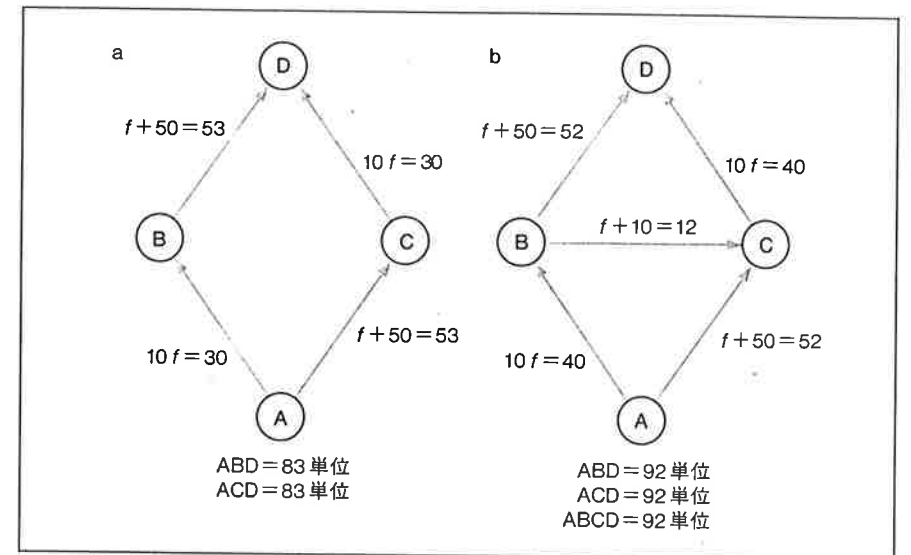
う。

上の例から、一見至極まともな通話処理則でもトラブルを起こしうることがわかるであろう。もちろん、いまの問題を避けるように通話処理則を改良することは容易である。たとえば、回線接続を切ってから再接続を試みるまでの時間に適当にランダムな遅延を入れてやれば、あらゆる中継点がいっせいに再接続を試みるのを防ぎ、中継点Bに復旧の機会を与えることができるであろう。

ブレースのパラドックス

通話処理則がよくないがためにネットワークが奇妙なふるまいを示すことの例としてもっとも有名なものに、ブレース(Braess)のパラドックスというのがある。このパラドックスは、「いつも渋滞する道路網に新たに道路を増設すると、それまでよりもっと時間がかかるようになってしまう」ような事例を示している。どうしてそのようなことが起るのだろうか？ いま、数本のルートをもつ道路網を考えよう。もしもあるルートの遅延時間が他のルートよりも短いとすれば、ユーザーたちは移動時間を短縮しようとして、より速いそのルートに移ってくるだろう。その結果、結局はあらゆるルートの遅延時間が同じ期待値に落ち着くことになる。このような状態はユーザー平衡とよばれる。直観的には、ネットワークに余分のリンク(接続)を増設することによってルート(経路)の選択肢を増やしてやれば、遅延時間は短縮されるか、あるいは最悪の場合でもそれまでより悪くなることはないはずだと思う。

このことは、渋滞していない道路網



については当てはまる。この場合には、あるリンクの遅延時間はそこを通る交通量によらず一定である。しかしながら、渋滞している道路網では、通常とは逆のことが起こりうる。現在はドイツのポッフムのルール大学にいるディートリッヒ・ブレース(Dietrich Braess)は1968年に、ある種のネットワーク<図1>においてこのようなパラドックスが起ることを示した。<図1a>の単純なネットワークにおいて、各ユーザーがAからDまで行くのにかかる時間の期待値は83単位である。これにリンクを1本追加してルートの選択肢を増やしてやると、各ユーザーが先と同じ移動にかかる時間の期待値は92単位に増えてしまうのである。道路網のユーザーたちは、自分の旅行時間を短縮しようとして新設されたルートを使いたくなる。しかし、そのような選択の結果、全員が損害を被るのである。このような例は単なる好奇心の対象でしかないと思われるかもしれないが、シュツットガルト市における経験は、このようなことが現実に起こりうることを実証している。シュツットガルト市の中心街で行われた道路整備はうまく機能せず、結局のところ期待されたような渋滞解消効果は、ある横断道路を交通閉鎖することによって初めて得られたのである。

ブレースのパラドックスの解決法はよくわかっているのであるが、そもそ

<図1> ブレースが彼の名でよばれるパラドックスを最初に示したときのモデル1つのルートA-Dがあり、いくつかのリンク(ABなど)と、いくつかの可能なパス(ACDなど)がある。このルートの交通量は6台の車である。各リンクにおける遅延時間が、そのリンクの流量 f の関数として示されている。これらの値は適当に選んでよいが、リンクABおよびCDの遅延時間($10f$)は、ACおよびBDの遅延時間($f+50$)とは違う値でなければならない。(a)ユーザーには、ABDとACDという2つのパスの選択肢がある。これらのパスは対称であるから、3台の車ずつがそれぞれのパスを選べばユーザー平衡が実現される。もしも車の流れが対称に分布していなければ、より渋滞している方のパスの交通量の一部が道を変えることによって遅延時間を減らすであろう。個々のユーザーにとって、遅延時間の期待値は83単位である。(b)リンクBCを増設して、ABCDという新たなパスの選択肢をつくったとしよう。今度のユーザー平衡はそれぞれのパスを2台ずつの車が使うという条件になる(つまりリンクABは4台の車が使うことに注意)。したがってこの場合、各ユーザーにとっての遅延時間の期待値は92単位になってしまう。

*1 (記号) ネットワーク(network)、ノード(node)、ルート(route)、リンク(link)、回線(circuit)といった用語が出てきて紛らわしいので、道路網を例にとって説明しよう。ドイツあたりの多くの小都市を結ぶ道路網をイメージするとわかりやすい。

この場合、各都市がノードにあたる。リンクというのは2つの都市の間を結ぶ道路である。もちろん、任意に選んだ2つの都市(ノード)の間に直通道路(リンク)があるとは限らない。回線というのは、道路(リンク)の車線のことと考えるとよい。道路(リンク)にも、数多くの車線をもつ幹線道路(大容量リンク)から1車線の道路までいろいろありうる。ルートというのは、都市Aから都市Bまで行くのに採りうる道順(の集合)である。出発点と目的地を決めると、その間を結ぶ道順は一般に数多くある。それぞれの道順は一連の道路(リンク)をつなぎ合わせたものである。

ロス・ネットワークの場合、都市Aから都市Bに行く数多くの道順のどれもがその途中のどこかで渋滞している(ブロックされている)場合には、その旅行がとりやめになる。

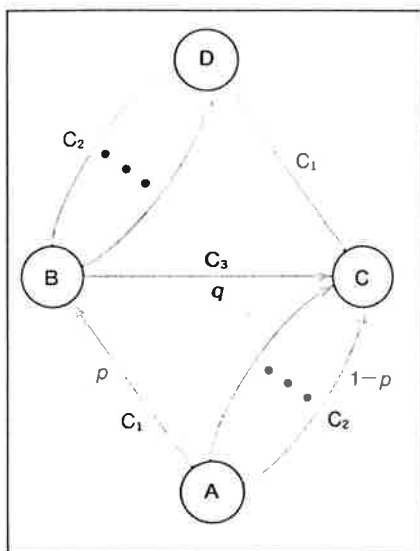
家 泰弘 訳

Secret of network success

Nigel Bean

Nigel Bean is in the Department of Applied Mathematics and the Teletraffic Research Centre, University of Adelaide, South Australia 5005, Australia.

Physics World Vol. 9 No. 2
© 1995 IOP Publishing Ltd.



〈図2〉 ブレースのパラドックスを示すロス・ネットワークの例
初めのネットワークにはリンクBCがない。BCを増設したネットワークでは、ユーザー全員にとってブロック確率が増加してしまう。

厳密な解析	$q=0$	$q=0.1401$
$BABD=BACD$	0.5000	0.5108
$BABCD$	0.4375	0.5108

もこの種のパラドックスが起こるということを予測することはむずかしい。簡単にいってしまえば、各ユーザーができるだけ得をしようとして決まる平衡状態(ユーザー平衡)と全体としての最適状態との間にずれがあるために起こるのである。通信ネットワークにおいてもこのようなパラドックスを示す簡単な例があり、通信ルート割り当ての方式とネットワークの容量拡大のための信号処理法との間の相互影響はたいへんに微妙な問題であることを、ネットワーク設計者は思い知らされるのである。

ブレースのパラドックスは電力供給回路網や水流配管網においても生じる。これらのネットワークの場合、伝達されるべきもの(電流や機械的圧力など)はけっして失われることがない。この種のネットワークの全体としての性能は、ルート上のそれぞれのリンクの性能指数(これは一般にリンクごとに異なっている)を足し合わせることによって求められる(〈図1〉参照)。

一方、通信ネットワークは“ロス(のある)ネットワーク”のモデルである。というのは、伝達されなかった信号は失われてしまう(囲み記事の解説を参照のこと)からである。ロス・ネットワークの性能は“ブロック確率(blocking probability)”，すなわち通話(call)^{*2}がつかない確率、によって表される。ブロック確率は、ネットワークの各リンクの容量の如何に微妙に依存する。

ロス・ネットワークにおいてもブレースのパラドックスが起こりうることは、1995年にアデレード大学のテイラー(Peter Taylor)と筆者、およびケンブリッジ大学のケリー(Frank Kelly)

〈表1〉 ブレースのパラドックスを示すロス・ネットワークのブロック確率

によって発見された(図2)。われわれの例では、ただ1つの発信点と着信点の対(A-D)をもつ単純なモデルを採っている(もっと多くの発信・着信点を考えることは原理的には問題ないが、説明が複雑になるだけである)。このネットワークでは固定送信ルート方式が用いられている。すなわち、各通話にはネットワークに入る前にあらかじめ特定のルートが割り振られており、それぞれのルートは物理的にただ1通りの道筋が対応するというものである。したがって、別の道筋が数多くあるにもかかわらず、ある通話がネットワークを通して無事に先方に達するチャンスはただ1通りしかない。

このネットワークに、発信点Aから受信点Dへの通話が、単位時間に ν の割合でランダムにやってくるものとしよう。AB間およびCD間の結合は容量 C_1 をもつただ1本のリンクからなり、AC間およびBD間はそれぞれが C_2 の容量をもつ n 本のリンクからなるものとしよう。このネットワークで、BC間にリンクがあるものとないものの2通りの形態を考える。BC間のリンクがない単純なネットワークでは、ABDのルートで n 本のうちの1本を採るようにあらかじめ指定されたAD間の通話が単位時間に $p\nu/n$ の割合で、また、ACDのルートで n 本のうちの1本を採るようなAD間の通話が $(1-p)\nu/n$ でやってくるものとする。BC間を容量 C_3 の回線でつないだネットワークで、ABCDのルートを採る通話の割合が q で与えられるとしよう。この場合にABD、ACD、ABCDの各ルートを通る通話の頻度は $p(1-q)\nu/n$ 、 $(1-p)(1-q)\nu/n$ 、 $q\nu$ となる。このようなネットワークの設定は現実

に即したものである。たとえば、ノードAおよびDがブロック確率を無視できるようなサブネットワークであり、BおよびCが“ゲートウェイ(ネットワークへの入口)”となるノードであって、それらの間が多数の回線で結ばれているような場合に相当する。

ブレースのパラドックスを検出するためには、ユーザー平衡を定義する必要がある。ユーザー平衡というのは、ブロック確率が利用されているあらゆるルートについて等しくなる(しかもその値は利用されていないルートについての確率よりも低い)ときに達成される。

横断リンクのないネットワークの場合、その対称性からして、ユーザー平衡においては $p=1/2$ であり、ある与えられたルートを、通話が ν/n の割合で通る。横断リンクの加わったネットワークでは、 q は0から1までの任意の値を採りうる。ユーザー平衡においてABDまたはACDのルートを採る信号は $\nu(1-p)/2n$ の頻度、ABCDのルートは $q\nu$ の頻度である。 $q=0$ を選べば横断回線がないときと同じであるが、ABCDルートのブロック確率が使われているルートのブロック確率より低いとは限らないので、このルートパターンが横断回線のあるネットワークにおけるユーザー平衡になるとは限らない。図の例では、 $\nu=4$ 、 $n=2$ 、 $C_1=2$ 、 $C_2=1$ 、 $C_3=2$ である。〈表1〉はブロック確率をまとめたものである。ユーザー平衡は $q=0.1401$ のときに達せられ、ブロック確率は横断回線がない場合に0.50であったのが、横回線をもつネットワークでは0.5108に増加してしまい、あるべき姿とは逆の結果になる。回線を加える前のネットワークでは、

ロス(逸失のある)ネットワーク

通常の電話回線網の動作は、ロス・ネットワークとよばれる数学モデルを用いて解析される。ロス・ネットワークという名称は、通話申し込みが受け入れられなかった場合にそれが先延ばしにされるのではなく、消されるところからきている。この種のモデル解析は、さまざまなサーバーに対して通話申し込みが同時にかかるようなネットワークならば何でも当てはまる。

ロス・ネットワークはリンクの集まりとルートの集まりとから構成される。リンクとは2つの交換機間の物理的な結線であり、ある容量をもつ(一般に複数の)回路でできている。ルートというのはある特定の発信点と受信点との間に信号を伝達する要求のことを指す。ルートは1本または複数本のリンクから構成される。あるルートのある特定の通話を通るリンクのつながりはパスとよばれ、そのルートに含まれるパスの集合の中から選ばれる。それぞれのル

ートへの通話申し込みは ν の頻度(毎分あたりやってくる通話の平均個数)でそのネットワークにやってくるものと仮定する。やってきた通話のそれぞれは、それが選んだパスのそれぞれのリンクにおいて、ある決まった数の回線を必要とする。ロス・ネットワークの特殊性は、これだけの回線を必要とするという条件が、パス中のすべてのリンクにおいて同時に満たされなければならないという点にある。もしもこの条件がパスの集合のうちのどれかによって満たされるならば、その通話はそれぞれのリンクの回線をその通話に必要な時間だけ占有し、それが終了したときにそれらを同時に解放する。一方、条件がパスの集合のうちのどれによっても満たされなかった場合には、通話申し込みは拒絶され、失われる結果となる。1つの通話申し込みが拒絶される確率はロス・ネットワークの性能を表す基本的な指数であり、ブロック確率とよばれる。

通話の流れをAとCの間の n 本の回線にさばく効率の悪さゆえに、AとBの間のブロック確率はAとCの間のブロック確率よりも低くなっている。しかしながら、回線を加えたネットワークでこれらのブロック確率を均等にしようとする結果、ブロック確率は全体として増加してしまうのである。この効果は n が大きいほど顕著になる。

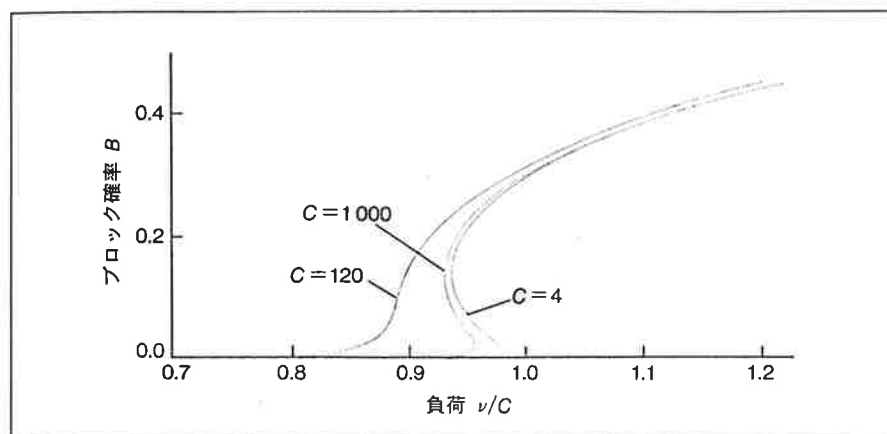
双安定のロス・ネットワーク

ネットワークが複雑さを増すにつれて、解析の方も込み入ってくる。 N 個のノードからなり、どの2つのノードも容量 C の回線で結ばれているようなロス・ネットワークを考えよう。すべてのノード対の数に対応して $N(N-1)/2$ 本のルートが考えられる。それぞれのルートには、そのノード間の通話が頻度 ν でランダムにやって

くるものとする。このネットワークは次のようなルートづけの規則を用いるものとする。もしもノード間の直通回線に空き容量があるならばそのパスを使う。空きがない場合、ネットワークは無作為に選んだ第3のノードを経由するパスにその通話を振り向ける。第3のノードとの間のリンクが両方とも空き容量をもっていればその通話はそのパスに受け入れられ、通話が続く間それぞれのリンクの1回路が占有される。そうでなければその通話は失われる。直通回線が使われたのか間接ルートが使われたのかは、ユーザーには通常わからない。

このようなネットワークを正確に解析することは不可能である。通常用いられる近似では、通話のブロックが起こる割合は個々のリンクごとに統計的に独立であると仮定する。このような

*2 (訳注)一応“通話”という言葉を用いたが、“call”は音声通信に限らず文書やデータ転送なども含む一般的な言葉として使われており、“1回の通信行為”という意味である。



〈図3〉ある通信がそのルート選択の最初のリンクでブロックされる確率 B を通信容量 $C=120, 1000$, および無限大についてプロットしたもの

縦軸は B であり、横軸はネットワークに対する負荷 ν/C (ν はこのネットワークに通信がやってくる頻度) である。 C が十分に大きいときには、ある狭い範囲のネットワーク負荷の範囲で、 B の多価解が存在しうる。上と下の分枝はそれぞれ、この問題に関する連立微分方程式の安定固定点に対応し、中間の分枝は不安定点に対応する。

仮定をおいた上で、それぞれのリンクが平均としてどのくらいの回線に対する需要をもつかを、そのネットワークの他の場所での程度通信ブロックが起こっているかという量(それぞれの相棒のリンクでのブロック確率として表される)の関数として計算しなければならない。そこから、それぞれのリンクに対するブロック確率を計算することができる。全体の整合性がとれた解が得られるまで、この手順をくり返すわけである。

それぞれのリンクには通信が頻度 ν でやってくる。各通信が最初に選択したルートでブロックされる確率は B である。すると、次にその通信は無作為に選んだ 2 リンク・ルートに向けられるが、その代替ルートの第 2 のリンクに到達する確率は $1-B$ である。したがって、ブロックされて代替回線を要求する通信が $2\nu B(1-B)$ の割合でそれぞれのリンクにやってくることになる。したがって各リンクへの通信の到着頻度は $\nu + 2\nu B(1-B)$ で与えられることになる。ここで、 B は $B = E(\nu + 2\nu B(1-B), C)$ という方程式の解である。 $E(\lambda, C)$ というのは、容量 C のリンクに λ の頻度で通信がやってきたときにブロックが起こる確率である。

$C=120, 1000$, および無限大の場合

について、この方程式の解を示したものが〈図3〉である。 λ/C のある範囲の値については、多価の解がありうるということがわかる。一番上と一番下の分枝は、この問題に関する一連の微分方程式系の安定な固定点に対応するものである。真ん中の分枝は不安定解である。2 つの安定解が存在するという事によって、これらのネットワークは双安定であると称される。

実際の例、あるいはシミュレーションによれば、通信到着頻度 ν を増減させたときにブロック確率は履歴効果をもつことがわかる。ネットワークが低ブロック確率の状態にある場合には、ほとんどすべての通信が直通回線を通るため、各通信はネットワークの回線を 1 本しか使わない。しかしながら、通信到着頻度がしだいに上がってくると、ブロック確率も上がらざるをえない。そしてやがて、少なからぬ数の通信が 2 リンクの迂回路を使おうとするようになり、これがさらに他の直接回線の通信をブロックする原因となつて、ネットワーク全体が突然高ブロック確率の状態に移る。そこから通信到着頻度をしだいに下げていっても、ほとんどの通信が依然として 2 リンクの迂回路を使っているわけであるから、事態はすぐには改善されない。つまり、本当に必要な以上に無駄に回線が使わ

れているために、ネットワークが高ブロック確率の状態に留まってしまっているわけである。この状況は、通信到着頻度がずっと下がることによって十分な数の非占有回線が生じることによって、ネットワークが突如として低ブロック確率の状態に跳び移るまで続く。低ブロック確率の状態にいったん移れば、ほとんどの通信は直通ルートを使うようになるので、通信到着頻度を少々上げてもブロック確率が大幅に変化する恐れはなくなる。このように通信到着頻度をゆっくり変化させるようなことをせずとも、ネットワークはこれらの状態間をゆらぎによって行き来するという意味で統計的性格をもっている。

ごく自然と思われる単純な通信処理規則では、ネットワークの動作が不安定になりトラブルを起こしうることが、この例によっておわかりいただけたことと思う。幸いなことに、簡単な通信処理規則を採用することにより、このような不安定性は防ぐことができる。問題の根本原因は、直通回線でブロックされた通信が 2 リンクの迂回路にあまりにも簡単に受け入れられてしまうことによって、直通回線を求める他の通信をブロックしてしまうところにある。この問題に対する自然な解決法は、あるリンクが十分な数の空き回線をもっていないときには、迂回通信は拒否するようにすることである。具体的にはたとえば、2 リンクの迂回路を使おうとしている通信は、空き回線が r 本以上ある場合にのみ受け入れることにする。直接回線通信に優先権を与えるこの方法は“幹線確保(trunk reservation)”として知られているもので、定数 r は幹線確保パラメーターとよば

れている。上述の不安定性は、適当に大きな r の値を選ぶことによって防ぐことができる。 $(r$ の値を実際にいくつにするかはそれほど重要ではない。通常は 5 から 10 の間が適当である。)

データはさまざまなモード(様式)でネットワーク中を伝達される。現在の高速 LAN(local area network)は非同期伝送モード(ATM: asynchronous transfer mode)を用いている。これは広帯域 ISDN(Integrated Services Digital Network)を含めた将来の通信ネットワークのほとんどすべてのものに対応する通信方式であるので、この分野の研究には世界中の電話会社が資金を提供している。

ATM において、ある 1 つの発信源からの一連のデータはセルとよばれる固定長のパケットに分割される。それぞれのセルは、通信先や制御情報を入れる 5 バイトのヘッダー部と、データを入れる 48 バイトの本体部とからなる。各パケットはあらかじめ決められたパスに従ってネットワークに送り出され、目的地で集められる。個々の通信に対して伝送容量があらかじめ確保されているわけではなく必要に応じて使われるので、パケットが目的地に届かないこともありうる。このようなことが生じる確率を、セル逸失確率(cell loss probability)とよんでいる。

到着した通信を受け入れるかどうかの決定を下すために、ある種の処理を行う必要がある。これはそう簡単ではない。というのは、やってくる信号がどの程度複雑なものであるかはまちまちで、しかもそれは前もって知ることができないからである。たとえば、格子縞の服を着た人が素早く動いている画像を送るのと、しゃべっている人の

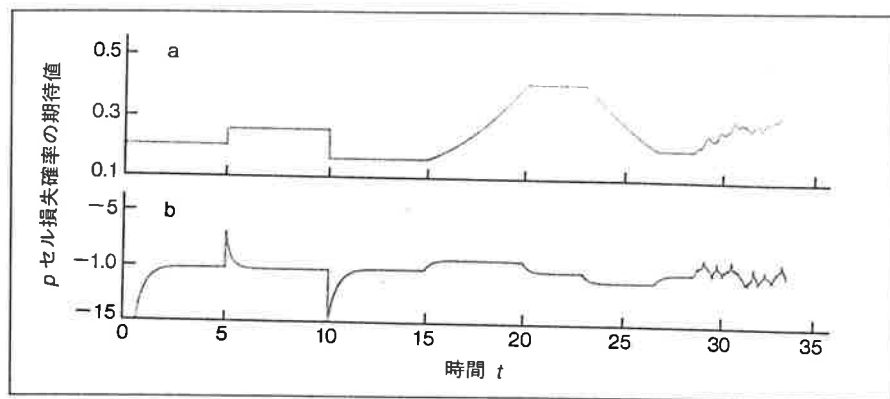
胸から上の画像を送るのとでは違いである。どのような画像が必要となるかは、通信を行う人にもあらかじめわからないかもしれない。このようなわけで、ネットワークは需要がどの程度になるかについての信頼できる情報をあらかじめもつことができないのである。

ケンブリッジ大学のケリー、ギベンス(Richard Gibbens)と、マートルシヤムヒースにある BT(British Telecom)研究所のキー(Peter Key)は、この制御の問題に対して意志決定理論的なアプローチを開発し、有望な結果を得ている。その方法の要点はしきい値を設定するという単純な戦略にあり、そのしきい値はネットワーク外から選ぶことにする。いくつかの重要な仮定がある。それぞれの発信源からの発信頻度のピーク値を監視する装置が必要である。つまり、あらかじめ定められた最大許容信号頻度よりも速い頻度で到着するセルは破棄するというものである。また、別々の源から同時にやってきたセルをうまく交通整理するために、データを溜めておくための十分なローカルメモリー(バッファ)をネットワークの中にもっていること(たとえばスイッチ、マルチプレクサー、デマルチプレクサーといったもの)が必要である。

解析を簡単にするために、本質的でない仮定をいくつか加える。通常、通信は数分間継続するが、その間バーストとよばれる活動期と非活動期とが混在する。音声通信のネットワークではバーストというのはしゃべっている時間に相当し、バーストとバーストの間隙は沈黙の時間に対応する。通常、各バーストの持続中はセルが最大速度で

伝送される。これらの過程を“通話”、“バースト”および“セル”というような単位に同定することは時間軸分解とよばれ、それが可能な場合にはよく適用される。さらなる仮定として、バーストは“オン・オフ”過程であるとする。最後の仮定として、1 回分のバーストのデータ全部を溜め込むほどのバッファ容量はないものとする。大容量のバッファメモリーをつければ、たくさんのバーストが同時にやってくるような場合には有用であろうが、我慢できないほどの応答の遅延が生じてしまう。

この方式では、ネットワークのその時点での負荷があらかじめ計算されたしきい値よりも低い場合に限って、通信申し込みが受け付けられる(その時点で進行している通信の総数に応じてしきい値を変えることも可能である)。通信申し込みの受け付けの判断基準はこの限りにおいて単純明快であるが、根本的な欠陥がある。そのしきい値をいかにうまく選んだとしても、通信申し込みはランダムにやってくるというネットワークの性格上、正しくないルート選択が行われる可能性はゼロではない。したがって、もしもネットワークに新規通信が相当に高い頻度で殺到するならば(この頻度の正確な値を知ることにはできないことに注意)、正しくないルート選択が行われる頻度は高いままに留まり、ネットワークが機能しなくなってしまう。通信が殺到する場合に備えて、通信がやってきて出てゆく過程の時間スケールに通信管制を連動させるような、何らかの退避戦略が必要であろう。提案されている方式のうちの 1 つは、ある通信が受け付けられなかった場合には、現在ネットワー



〈図4〉ある通話が“オン”状態に留まる時間 p の変化が、通話が失われる確率に及ぼす影響

(a)時刻 t における p の値。いくつかの突然の変化を含む。(b)同じ時刻におけるセル逸失確率。

*3 ベイズ理論：条件つき確率に関する数学的理論。

通話処理則の探求を続けることは、通信ネットワーク技術者全員に課せられた使命である。

参考文献

- 1) N. G. Bean, J. F. P. Kelly and P. G. Taylor: Braess' Paradox in loss networks, journal of Applied Probability (in press).
- 2) R. J. Gibbens, P. J. Hunt and F. P. Kelly: Bistability in Communication Networks in Disorder in Physical Systems 113-128, eds G. R. Grimmett and D. J. A. Walsh, Oxford University Press (1990).
- 3) R. J. Gibbens, F. P. Kelly and P. B. Key: A decision-theoretic approach to call admission in ATM Networks, IEEE journal of Selected Areas in Communications, special issue on Advances in the Fundamentals of Networking 13, 1101-1114 (1995).
- 4) F. P. Kelly: Network routing, Phil. Trans. R. Soc. A 337, 343-367 (1991).
- 5) R. Steingberg and W. I. Zangwill: The prevalence of Braess' Paradox, Transportation Science 17, 301-318 (1983).

ク中にある通話のうち1つがネットワークを去るまでは、他の通話を受け付けないことにするというものである。

ある通話の到着頻度が ν で与えられ、それが“オン”状態で過ごす時間の割合が p で与えられるものとする。 p および ν の値はあらかじめある分布をもっているものとするが、 p および ν に関してネットワークシステムが知りえるのはこの分布だけであって、情報が入るに従ってそれを更新してゆくのである。分布が違えば p や ν の不確定性の度合いも異なる。初期分布と観測とを統合するにはベイズ理論³⁾が用いられる。

しきい値は単位時間あたりの“報酬”を最大にするように選ばれる。つまり、1個のセルが首尾よく伝達されるたびに1単位の“報酬”を稼ぎ、セルが失われたときには $(y-1)$ だけの“罰金”が課せられる。ただし、 y の値はあらかじめ定められているものとする。このようにすれば、セル逸失に制約を課すことが期待されるので、ネットワークが最低限のサービスを行うことを保証した上で、通話量を最大にすることができる(最適化理論の用語でいうと、セル逸失に対する制約がラグランジュの未定係数 y によって決められる)。このように、 y は通話量とセル逸失との兼ね合いを測る量である。これはまた、限界セル逸失確率という概念によっても解釈することができる。つまりいま仮に、しきい値をわずかに動かしてもう少し多くの通話を受け入れるようにしたとすると、通話が1つ増えるごとにそれは $1/y$ の確率で失われるとい

うわけである。別のいい方をすると、もしセル逸失確率を 10^{-9} にすることが必要であれば、 y の値は 10^9 程度にすべきであるということである。

このようにしきい値を制御する方法を用いて、あらかじめ知ることのできない p および ν のほとんどあらゆる値に対して、セル逸失確率を目標値の近くに抑えることができる。しかしながら、この制御機構のさらにすばらしい特長は、信号源パラメーターが突然大幅に変化したときにもかなり素早く対応する点にある。〈図4〉において、上の図は時刻 t における p の値を示している。下の図は、それと同じ時刻のセル逸失確率を示したものである。 p の変化がいかなるものであっても、セル逸失確率がその目標値である 10^{-10} 程度の値に速やかに回復しているのが見てとれる。また、 p および ν の値がわかっている場合に採ることのできる最適戦略で同様のセル逸失確率を実現するものと比較しても、 p および ν の広い範囲にわたって、効率はたかだか4%しか劣っていない。簡単なシステムで柔軟性と健全性が達成されていることを思えば、この程度の効率低下はたいした問題ではない。

以上見てきたように、ある種の簡単な通話処理則では壊滅的な結果を招く。一方、別の簡単な通話処理則は問題の核心を捕らえ、健全で高度の柔軟性をもつシステムを達成する。簡単で一見魅力的な通話処理則が性能を低下させる場合もあることを認識し、現代のネットワークユーザーから期待されているような信頼性をもたらす単純な

白亜紀の温室地球環境

平 朝彦

最近の地質学の進歩により、地球には過去に温暖化した時代が訪れたことがわかってきた。この時代の様子を調べるにより、地球システムがどのような仕組みで駆動されているのか、多くのことを学ぶことができる。

「こうした爬虫類がいなければ、激しい暑さの中に浸る沼地、半ば水に沈んだオフィス・ビルの間にできたクリークの眺めというものは、一風変わった夢想的な美しさをたたえていたかも知れない。」(J. G. バラード著、峰岸久訳『沈んだ世界』創元 SF 文庫より)

はじめに

地球システムをよりよく理解することは、これから人類と地球の持続ある共生にとってきわめて大切である。地球の岩石圏、海洋・大気圏、生物圏などの間でどのように物質やエネルギーの輸送が行なわれているのか、そして新たに強大になった人間圏は、地球システムにどのような影響を与えているのか。このような課題の解明は、ますます重要となっている。とくに、現在、人類活動によって排出される過剰の温室効果気体による地球温暖化が心配されている。

最近の地質学の進歩により、地球には過去に温暖化した時代が訪れたことがわかってきた¹⁾²⁾。この時代の様子を調べるにより、地球システムがどのような仕組みで駆動されているのか、多くのことを学ぶことができる。

地球システムの変遷

地球システムは、2つのエネルギー源によって駆動されている。太陽からの放射エネルギーと、地球内部からの熱エネルギー(これには、地球形成時に蓄えられた重力ポテンシャルエネルギーの解放と放射性元素の壊変によるものがある)による。これらのエネルギーを源として、地球は自らの環境を変革してきた。現在の地球環境は、実は地球の歴史の産物である。では、それはど

のようにつくられたのか、概観してみよう。

地球は海洋を有し、酸素大気が存在し、大陸(花崗岩地殻は他の惑星と比較して地球にしか存在しない)があって、生命の星である。しかし、この環境は地球の誕生当時、46億年前から存在していたのではない。

地球は誕生まもなく、全体として溶融状態にあり、鉄などの金属がコアに、そのほかのマグネシウムやケイ素、酸素などはマントルを構成した。マントルは大部分が溶けており、マグマの海が地球表層をおおっていた。次々と落下してくる隕石の衝突エネルギーのために、地表は高温状態にあった。やがて隕石の量が減ってくると、地表は冷え始め、大気中に存在していた水蒸気が雨となって降り注ぎ、海が誕生した。このとき地表は、マントルが溶けてできた岩石、玄武岩地殻がおおっていた。

40億年前ごろから、玄武岩地殻はマントルの熱対流によって運動を始め、プレートテクトニクスの原形がつくられていった。玄武岩マグマは激しく海水と反応して、熱水活動がいたるところで起きていた。当時、太陽はまだ誕生したてで、その輝度は現在の70%程度であり、マントルの脱ガスによる濃密な二酸化炭素大気の温室効果が地球を凍結から守っていた。

地球での生命の誕生がいつであったかはわかっていない。しかし、38億年前の地層には、生命活動が原因でできたと思われる有機物が含まれている。初期の地球には酸素大気は存在せず、したがって、最初の生命はおそらく熱水活動の場所で作られた原始細胞から進化した嫌気性のバクテリアであったと考えられる。やがて、バクテリア