土木学会論文報告集
第 205 号・1972 年 9 月

道路網の最大容量の評価法

STUDIES ON METHODOLOGY FOR MAXIMUM CAPACITY OF ROAD NETWORK

飯　田　恭　敬*
By Yasunori Iida

1. まえがき

市民生活や経済活動が円滑に営まれるためには，交通需要に対して十分な容量をもった交通網の整備がなされねばならないことはいうまでもないが，逆の面から見れば，各種の開発計画が交通網の容量に見合った適正な規模で進められることが望ましいともいえる。

特に最近では超高層ビル，大住宅団地，流通センターといった大規模プロジェクトが次々と実施されているおりから，都市活動の最適規模を交通網の面から検討することはきわめて意義あることと思われる。一般にこのような大規模プロジェクトからの発生あるいは集中交通量は膨大であるため，これらの関連交通量がよほど巧みに処理されないと，既存の交通施設に過度の負担をかけ，プロジェクトそのものの実現性も阻害されることになって，その結果都市活動に著しい混乱を引き起こすことにもなりかねない。

一方また，昨今の自動車交通量の伸びは依然増大を続けているが，どの程度の総トリップ数まで現状道路網でその機能が維持できるのかを知ることもきわめて重要な問題である。最近各地において，交通流の円滑化をはかるため幹線街路の一方通行を企画したり，歩行者の安全を確保するため裏通りからの車の締出しを行なうなど，今日の逼迫した交通事情をいくらかでも緩和するべく，各種の交通規制が行なわれようとしている。しかし，一方通行や裏通りからの車の締出し等の交通規制が無計画に行なわれると，その分だけ迂回交通量も増えるため，道路網全体でさばき得るトリップ数が低下し，かえって交通事情を悪化させる可能性があるので十分検討をしておかなければならない。

これらの問題はネットワークの容量に大いに関係することであり，この評価分析法の確立が望まれる。しかしながら，すべての交通機関を含めた交通網全般についての考察は，フローとして取扱う以前にまだ考究すべき問題が多いので，本論文においては対象を道路網のみに限定することにする。すなわち，各道路区間の容量が与えられた場合，OD パターン（OD 交通量の相対比）を保持しつつどれだけのトリップ数が既存道路網で処理し得るのかという道路網の最大容量の評価法についての方法論を示すものである。ところで，道路網の最大容量は，個々のOD交通の運行がどのように行なわれるかによって異なってくるため，交通量配分の問題とはきわめて関連が深い。そこで本文では次のように最大容量を定義することにしている。すなわち，OD 交通量を OD パターン一定のもとに漸増させながら配分を行なって，その段階ごとに交通量が容量に達した道路区間を除去して検討した場合，トリップ運行が不能なOD交通が最初に出現する，いいかえると道路網がはじめて非連結となる総トリップ数をその道路網の最大容量とするのである。この道路網の非連結性の検定は，道路区間の容量を両方向同じにして取扱うときはカットセットで，両方向を別個に取扱うときには隣接行列（頂点行列ともいう）を応用した到達行列を考えることによって行なうことができる。要するに，本論文でいう道路網の最大容量とは，トリップ運行の形態を問題としない絶対最大容量をいうのではなく，それぞれ固有のODをもったトリップが自身にとって最も好都合なように走行した場合，どのOD交通も経路の容量以下の状態で走行できるかなり円滑な交通状態で走行可能な最大トリップ数をいう。網の最大容量は運行形態のほか，OD パターンの与え方によっても違ってくるが，ここでは固定されているものと考えることにしている。これはOD パターンで比較していった場合，道路網容量が最大になるのは，隣接地点（ノード）間だけからなるOD パターンのときであることは明らかであり，考察の対象とはなり得ないからである。このようにしておけば，新規の大規模プロジェクトに対する開発規

* 正会員　工博　金沢大学助教授　工学部土木工学科

模の限界も，そこから生成されるODパターンを既存道路網の交通量に上積みしていくことによって，検討することができる。

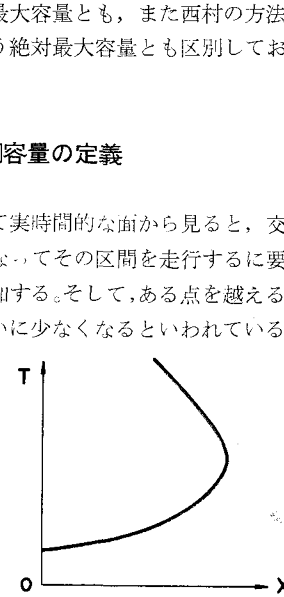
2．従来の研究との相違

ODパターン一定の制約のもとでの道路網の容量に関する研究は，交通量配分理論の体系化がなされていなかったことに加えて，計算手法そのものにも実用上の問題が少なくなかったため，これまであまり手がつけられなかったようである。従来の研究では西村の方法[1]と三好・山村の方法[2]が見られるぐらいである。まず西村の方法ではODパターンが固定されているとして次のような2つの方法を示している。その1つは，道路網を切断してその容量に対する単位OD交通量による断面交通量の比の最小値を最大容量とするものであり，これをカット法とよんでいる。他の1つは，総トリップ数を漸次増加させながら各OD交通量をその最短経路に配分していく方法であり，これを最短経路法といっている。最短経路法では配分交通量が道路区間の容量に達すれば順次その道路区間を取除いていき，これらの集合が道路網に対してはじめてカットセットをなす総トリップ数をその道路網で処理できる最大容量としている。そして，カット法では道路網容量の上限が，最短経路法では下限が求められると説明されている。しかし，この上限あるいは下限の最大容量ということが，どのように交通が流れても必ずこの範囲内に収まるということを意味するのかどうか明確ではない。上限に関しては問題がないにしても，下限については各OD交通に対して可能なかぎり迂回するような経路ばかりを指定すれば，さらに小さな最大容量を定めることもできるからである。また，このカット法において断面容量に対する断面交通量の比の最小値を求める場合，膨大な数のカットセットの中からいかに能率よく探索するかも問題であり，このとき最小値を満たすカットセットはただ一つとはかぎらずいくつも存在することがある。そして，最小値を満たすカットセットを構成する道路区間のすべてが容量に達しているということではない。したがって，この方法ではどの道路区間の交通量が容量に達しているか不明なので，隘路となっている道路区間を改良する計画を策定する際には適用することが困難と思われる。一方，三好・山村の方法はODパターンが固定されておれば，これと各道路区間の容量を制約条件とした線型計画法によって網の絶対最大容量は求められるとしている。この方法では交通量が容量に達している道路区間も同時に見出される。

しかし，これらいずれの方法においても交通の流れは現実に即したものではなく，西村のカット法および三好・山村の方法では，絶対最大容量を達成するべくトリップ運行が行なわれたときの流れ方である。そして前者の方法では，個々のOD交通の経路についてはまったく考慮しなくても行なえるところに特徴がある。こうした考え方に対して，本論文では走行時間と交通量の関係を考慮して，交通量が「ある配分原則にしたがって流れる」としたときの道路網の最大容量について考察しようとするものである。西村の距離最短法の概念はどちらかといえばこういった考え方に近いものと思われるが，本研究は次の諸点で異なるものである。第1点は，交通量配分原則を明確に導入している点であり，第2点は，配分計算の段階ごとに交通量が道路区間容量に達しているかどうかを検討することである。そして第3点は，道路区間の容量を方向別に取扱う場合も考えたことである。第2点の重要性は，総トリップ数が増加しても道路区間の配分交通量は必ずしも増加するとはかぎらず，減る場合もあるため，いったん容量に達してもその後再び容量内におさまる可能性が残されていることを考慮したからである[3]。また第3点では，方向別に区間容量を取扱う場合，あるノードペア間のトリップ運行が不能であるという道路網の非連結性を表わすのはカットセットでは困難であるからである。なお，ここでいう道路網の最大容量は上述のごとく，ODパターンの与え方と走行時間によって影響される配分交通量が関係しているため，シングルコモデイテイフローように単に容量値から見たミニマムカットセットで得られる最大容量とも，また西村の方法や三好・山村の方法でいう絶対最大容量とも区別しておく必要がある。

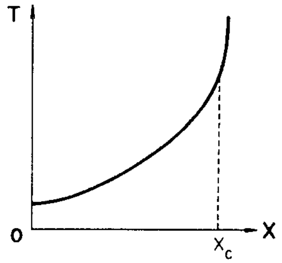
3．本研究の道路網容量の定義

ある道路区間について実時間的な面から見ると，交通量Xが増加するにともなってその区間を走行するに要する時間Tも一般には増加する。そして，ある点を越えるとその後は交通量もしだいに少なくなるといわれている。これを図―1のような曲線になる。しかし，ここでは実時間的な面での交通現象を対象とするのではなく，多数回繰返される交通現象を期待値的に検討しようとするものである。そこで，交通がたとえ渋滞してもそのうちいずれは通過できるという現実的な面から考えて，たとえば便宜的に図―2に示すような曲線でこの関係を表わしてもよいであろう。

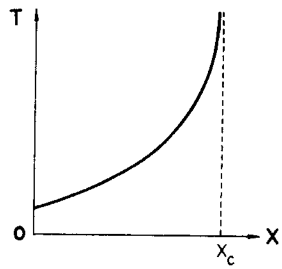


図―1　実時間よりみた交通量と走行時間の関係

また，この場合道路区間の交通容量の考え方にもよるが，容量を絶対に超過することができない交通量と規定するならば，図―3 のような曲線で表わすことも考えられる。ここに図―2 および図―3 における X_c は道路区間の交通容量を表わす。しかし本論文においては，道路区間の交通容量は絶対に超過できない最大交通量ではなく，交通流が特に停滞も起こさないかなり円滑な状態で走行できる最大交通量と考えることにする。交通工学の用語で具体的にいえば実用容量と考えてよいであろう。このような走行時間と交通量の関係を表わす関数 $T=\phi(X)$ は走行時間関数[4] あるいは容量関数[5] とよばれており，これはある交通量に対する走行時間面より見た道路区間の交通処理能力を表わすものである。そこで本論文では，この実用容量に相当する一定値の交通量 X_c をその道路区間の交通容量と定義し，図―2 に示されるような交通量が X_c を越えると走行時間が急激に増大するような容量曲線を用いることにする。



図―2 配分で用いる容量曲線（走行時間曲線）



図―3 配分で用いる容量曲線（走行時間曲線）

さて，単位 OD 交通量 $\boldsymbol{P}$ (OD パターンと同義）に総トリップ数 N を乗じると，各 OD 交通量 $N\boldsymbol{P}$ が求められるが，この $N\boldsymbol{P}$ を道路網に配分したとき，N がかなり大きいといくつかの道路区間でその交通容量を超過することが考えられる。いま道路区間の交通容量を両方向同じにして取扱うとすると，この容量を超過した道路区間集合の部分集合が，道路網を1つのグラフと見なしたとき，カットセットを形成しておれば，交通量 $N\boldsymbol{P}$ はその道路網の容量を越えていると定義する。ある道路区間で交通量がその容量を越えると途方もなく走行時間を要するようになるため，新しく発生する交通需要はすでに容量に達している道路区間はできるかぎり避け，距離的には少し遠回りにはなっても今までとは別な経路を選択するようになる。しかしながら，容量を超過した道路区間集合の部分集合がカットセットを形成しておれば，このカットセットによって分断されるノード相互間の OD 交通は必ず容量超過区間を通過しなければならないので，不必要に長い時間を要さなければトリップできないことになる。このような OD 交通が存在するとき，交通量 $N\boldsymbol{P}$ はその道路網容量を超過しているということにするのである。こうして道路網の最大容量は，OD 交通量 $N\boldsymbol{P}$ の N を漸次増大させていったとき，容量超過した道路区間集合の部分集合がはじめてカットセットをなす交通量 $N_c\boldsymbol{P}$ と定義することができる。このことは実用的な表現を用いると，すべての OD 交通が特に著しい渋滞に遭遇することなくかなり円滑な走行が可能な最大トリップ数 N_c ということになる。

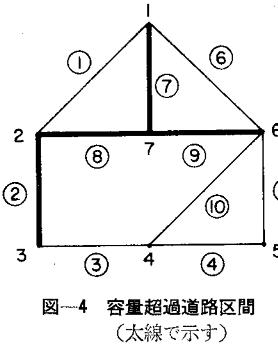
道路区間上の交通容量を両方向同じにして考えた場合には上のような方法で行なえるが，両方向を別個にして考えていく場合には少し取扱い方が異なってくる。しかし，基本的にはその考え方に変わるところはない。すなわち，容量を超過した道路区間にはそれ以上の交通量はほとんど流れないということであるから，その段階では実質的に存在しないことと同じであり，除去して考えてもよい。先の場合，容量超過区間集合の部分集合がカットセットをなすということは，グラフ理論でいえばその道路網が非連結なるグラフになるということである。すなわち，どのノードペアに対しても到達可能であるということが否定されることである。したがって，道路区間の交通容量を方向別に考えた道路網の最大容量も，容量超過区間を除去すると考えたとき，その道路網がはじめて非連結となる総トリップ数と定義することができる。この場合道路網の非連結性を表わすには，カットセットよりも隣接行列を用いる方が都合がよい。交差点の容量からみた道路網容量の定義もこれと同様に定義することができる。

以上述べてきたように，本論文では固定された OD パターンにおける OD 交通量をある配分原則にしたがって漸増させていったとき，ある一定の条件のもとで処理されうる最大トリップ数をその道路網の最大容量としている。

4．道路網の非連結性の検定法

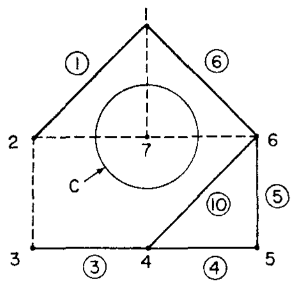
(1) 道路区間容量を両方向同じにして取扱う場合

図―4 の道路網を例にとって考えていくことにしよう。太線で示す道路区間は交通量がその容量に達している道路区間である。この太線の道路区間にはそ



図―4 容量超過道路区間（太線で示す）

れ以上の交通量は流れ得ないということであるから，実質的には存在しないことと同じである。そこで，その道路区間をすべて除去したのが 図—5 に示すものである。このとき，道路網をグラフとして見ると，グラフは2成分となって，ノード集合は {1, 2, 3, 4, 5, 6} と {7} とに分離されている。つまり，このグラフは連結でなくなったということである。ただし，グラフにおける連結とは，すべてのノードペアに対してリンク（あるいはアーク）を順次たどって到達することができる経路が少なくとも1本存在することをいう。そして，この取り去ったリンク（アーク）の集合を非連結化集合という。しかしながら，この道路網において非連結なることを表わすためには道路区間（リンク）⑦，⑧，⑨だけで十分である。無向グラフの場合は，このように非連結化集合のうち，最小なる部分集合でグラフの非連結性を表わすリンク集合をカットセットといっているが[6]，このカットセットを探索することによって容易にトリップが不能であるODペアを知ることができる。したがって，道路網の非連結性を検討していくときには，容量に達した道路区間の集合全体ではなく，その部分集合がカットセットをなしているかどうかを調べなくてはならない。また，総トリップ数を増加させていく段階で，容量に達した道路区間を順次除去していくのではなく，配分計算が終了するたびごとに区間交通量を調べ，容量に達している道路区間の集合について検討するよう行なっていくことが必要である。なぜなら，OD 交通量が増大しても，道路区間交通量は必ずしも増えるとはかぎらず逆に減ることもあるので，いったん容量に達した道路区間の交通量がその後再び容量内におさまることが考えられるからである[3]。



図—5 非連結性検討の道路網とカットセットC

道路区間上の容量を両方向同じにして取扱う場合（無向グラフで考える）の道路網の非連結性の検定は次のような手順で実行することができる。

（1） 対象道路網の接属行列Dにおいて，交通量が容量に達している道路区間（リンク）の列ベクトルの要素をすべて0にする。

（2） 上で得られた新しい接属行列において，すべての要素が0となる行ベクトルが存在するかどうかを調べる。存在すれば（4）へ，存在しなければ（3）へうつる。

（3） 最上位（最上位でなければならない理由はないが便宜上このようにする）にある行ベクトルにおいてその要素が1である列を探索（多く存在する場合はそのうちのどれでもよい）し，次にこの列ベクトルにおいてその要素が1である行を求め，この行を最上位の行に mod 2 で加えて接属行列を退化させる。そして，（2）にもどる。

（4） 退化されてできた接属行列において零ベクトルなる行ベクトルが得られるためにこれまで加えられてきた行ベクトルに対するノードを1，他のノードの0とするノード集合ベクトル V をつくる。

（5） このノード集合ベクトル V に，最初の接属行列 D を mod 2 で乗ずればカットセットが得られる[7]。

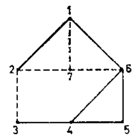
ここで接属行列とは，ノード i がリンク j の端点であれば1，そうでなければ0である ij 要素をもつ行列をいう（後述の 図—6 の例参照）。手順（2）の計算ステップ回数は対象道路網のノード数がn個であれば n-1 回までである。また，トリップ運行が不能なOD交通は，計算手順（4）で得られたノード集合ベクトル V において1で表わせられたノード群と0で表わせられたノード群の間の交通である。要するに，この計算方法の考え方は，容量超過の道路区間を取り去った道路網において，あるノードから出発して順次隣接ノードを結合させていったとき，この道路網が1つの点に退化できるかどうかで連結性の判定を行なっていく。1点に退化しなければ非連結であることは自明であろう。図—5 を例として，この計算ステップの進行を具体的にグラフの変化で示したのが 図—6 である。計算ステップ5の状態になると，もはや結合できるノードが存在しないので計算はここで終了し，ノード集合が（1, 2, 3, 4, 5, 6）と（7）の2つの部分に分離されていることがわかる。もちろんこの例では最初の計算ステップで，計算手順（2）の判定からノード7が孤立することが見出されるので，実際にはこのような計算が実行されることはない。なお，このときのカットセットは手順（5）の演算によって，道路区間⑦，⑧，⑨よりなることがわかる。

（2） 道路区間容量を方向別に取扱う場合

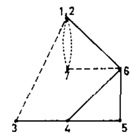
このときは隣接行列を応用した次のような方法を考える。隣接行列 $\vec{M}$ の ij 要素はノード i からノード j に向うアーク（道路区間）数であるが，これをn乗したときの $\vec{M}^n$ の ij 要素はノード i からノード j に至る長さがn個のアークから成る経路数を与える[6]。ここに，矢印は方向を区別することを表わしており，無向グラフの場合は単に M で表わせばよい。このとき，その ij 要素はノード i と j を結ぶリンク数となる。たとえば，図—7 の道路網の隣接行列を $\vec{M}$ から $\vec{M}^4$ まで示すと以下のようになる。ただし，図—7 の点線で示されたアーク

リンク

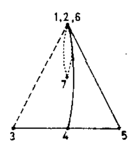
計算ステップ0	①	②	③	④	⑤	⑥	⑦	⑧	⑨	⑩
ノード 1	1	0	0	0	0	1	0	0	0	0
2	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0
3	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0
4	0	0	1	1	0	0	0	0	0	1
5	0	0	0	1	1	0	0	0	0	0
6	0	0	0	0	1	1	0	0	0	1
7	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0



計算ステップ1										
1+2	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0
3	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0
4	0	0	1	1	0	0	0	0	0	1
5	0	0	0	1	1	0	0	0	0	0
6	0	0	0	0	1	1	0	0	0	1
7	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0

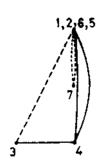


計算ステップ2										
1+2+6	0	0	0	0	1	0	0	0	0	1
3	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0
4	0	0	1	1	0	0	0	0	0	1
5	0	0	0	1	1	0	0	0	0	0
7	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0

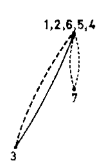


リンク

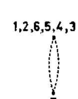
計算ステップ3	①	②	③	④	⑤	⑥	⑦	⑧	⑨	⑩
1+2+6+5	0	0	0	1	0	0	0	0	0	1
ノード 3	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0
4	0	0	1	1	0	0	0	0	0	1
7	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0



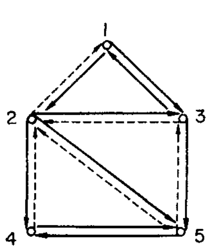
計算ステップ4										
1+2+6+5+4	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0
3	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0
7	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0



計算ステップ5										
1+2+6+5+4+3	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
7	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0



図—6 無向グラフとしてみた道路網の退化と非連結性の検定



図—7 方向別に容量を考えるときの非連結性検討の道路網

は容量超過区間で除去されていることを表わしている。

$$\begin{array}{rc} \text{ノード}/\text{ノード} & \begin{matrix}1 & 2 & 3 & 4 & 5\end{matrix} \\ \vec{M}=\begin{matrix}1\\2\\3\\4\\5\end{matrix} & \begin{pmatrix}0&1&1&0&0\\0&0&1&1&1\\1&0&0&0&1\\0&0&0&0&1\\0&0&0&1&0\end{pmatrix}\end{array} \quad\cdots\cdots\cdots\cdots\cdots(1)$$

$$\begin{array}{rc} \text{ノード}/\text{ノード} & \begin{matrix}1 & 2 & 3 & 4 & 5\end{matrix} \\ \vec{M}^2=\begin{matrix}1\\2\\3\\4\\5\end{matrix} & \begin{pmatrix}1&0&1&1&2\\1&0&0&1&2\\0&1&1&1&0\\0&0&0&1&0\\0&0&0&0&1\end{pmatrix}\end{array} \quad\cdots\cdots\cdots\cdots\cdots(2)$$

$$\begin{array}{rc} \text{ノード}/\text{ノード} & \begin{matrix}1 & 2 & 3 & 4 & 5\end{matrix} \\ \vec{M}^3=\begin{matrix}1\\2\\3\\4\\5\end{matrix} & \begin{pmatrix}1&0&1&2&2\\0&1&1&2&1\\0&0&1&1&3\\0&0&0&0&1\\0&0&0&1&0\end{pmatrix}\end{array} \quad\cdots\cdots\cdots\cdots\cdots(3)$$

$$\begin{array}{rc} \text{ノード}/\text{ノード} & \begin{matrix}1 & 2 & 3 & 4 & 5\end{matrix} \\ \vec{M}^4=\begin{matrix}1\\2\\3\\4\\5\end{matrix} & \begin{pmatrix}1&1&2&2&4\\1&0&1&2&4\\1&0&0&3&2\\0&0&0&1&0\\0&0&0&0&1\end{pmatrix}\end{array} \quad\cdots\cdots\cdots\cdots\cdots(4)$$

いま $\vec{M}$ から $\vec{M}^4$ まで加えると，この行列 L_4 の ij 要素は4個までのアークよりなるノード i からノード j に至る経路数を表わしている。

$$L_4=\vec{M}+\vec{M}^2+\vec{M}^3+\vec{M}^4$$

$$\begin{array}{rc} \text{ノード}/\text{ノード} & \begin{matrix}1 & 2 & 3 & 4 & 5\end{matrix} \\ =\begin{matrix}1\\2\\3\\4\\5\end{matrix} & \begin{pmatrix}3&2&5&5&8\\2&1&3&6&9\\2&1&2&5&6\\0&0&0&2&2\\0&0&0&2&2\end{pmatrix}\end{array} \quad\cdots\cdots\cdots\cdots\cdots(5)$$

ノード数が n 個である道路網が連結であるとき，すべてのODペアは少なくとも $n-1$ 個のアークよりなる経路が存在すれば到達できるはずである。したがって，この場合の n は5であるから，L_4 の行列においてその要素の値が0となる ij は到達不能であることを表わしている。すなわち，ノード4，5からノード1，2，3へ向うODはトリップできないことを示している。

道路網の連結性を検討する場合には，OD間の経路数は特に必要としないので，ここで隣接行列の意味を少し変え，その ij 要素をノード i, j 間にアークが存在すれば1，そうでなければ0というようにする。これを到達行列 $\vec{R}$ ということにする。そして一般的に $\vec{R}^{(k)}$ の ij 要素は，ノード i, j 間に k 個までのアークよりなる経

路が1本でも存在すれば1，そうでなければ0なる値をもつとしておく。このようにしておくと，道路区間容量を方向別に考えたときの道路網の連結性の検討はこの到達行列を用いることによって次のように行なうことができる。

（1） 到達行列 $\vec{R}=\vec{R}^{(1)}$ を2乗して，その ij 要素が0でない値をとれば1，0であれば0とする。そして，この行列を $\vec{H}^{(2)}$ とする。

（2） $\vec{R}^{(1)}$ に $\vec{H}^{(2)}$ を加え，その ij 要素が0でない値をとれば1，0であれば0とする。こうして $\vec{R}^{(2)}$ が求められる。

（3） 以後同じようにして，$\vec{R}^{(k)}$に$\vec{R}$を乗じて $\vec{H}^{(k+1)}$ を求め，これに $\vec{R}^{(k)}$ を加えることによって $\vec{R}^{(k-1)}$ を求める。

（4） 計算ステップkにおいて，$\vec{R}^{(k)}$ と $\vec{R}^{(k+1)}$ のすべての ij 要素が等しくなっているかどうかを調べる。等しければ計算を終了し，等しくなければ（3）にもどる。

この演算における到達行列 $\vec{R}^{(k)}$ は，k 個以内のアークからなる経路によってノード i からノード j に到達できるかどうかを示しているので，$\vec{R}^{(k)}$ と $\vec{R}^{(k+1)}$ が全く同一であるということはそれ以後到達行列が変わることはあり得ない。したがって，その段階で道路網の連結性が判定できる。この演算における計算ステップkはたかだか $n-1$ まで行なえばよい。以下に図—7の道路網でこの演算を示しておく。

計算ステップ 1

$$\vec{R}=\begin{array}{cc} \text{ノード}/\text{ノード} & \begin{matrix}1&2&3&4&5\end{matrix}\\ \begin{matrix}1\\2\\3\\4\\5\end{matrix} & \begin{pmatrix}0&1&1&0&0\\0&0&1&1&1\\1&0&0&0&1\\0&0&0&0&1\\0&0&0&1&0\end{pmatrix}\end{array}=\vec{R}^{(1)}\cdots\cdots\cdots(6)$$

計算ステップ 2

$$\vec{R}^{(1)}\vec{R}\rightarrow\begin{array}{cc} \text{ノード}/\text{ノード} & \begin{matrix}1&2&3&4&5\end{matrix}\\ \begin{matrix}1\\2\\3\\4\\5\end{matrix} & \begin{pmatrix}1&0&1&1&1\\1&0&0&1&1\\0&1&1&1&0\\0&0&0&1&0\\0&0&0&0&1\end{pmatrix}\end{array}=\vec{R}^{(2)}\cdots\cdots\cdots(7)$$

$$\vec{R}^{(1)}+\vec{H}^{(2)}\rightarrow\begin{array}{cc} \text{ノード}/\text{ノード} & \begin{matrix}1&2&3&4&5\end{matrix}\\ \begin{matrix}1\\2\\3\\4\\5\end{matrix} & \begin{pmatrix}1^*&1&1&0&0\\1^*&0&1&1&1\\1&1^*&1^*&0&1\\0&0&0&1^*&1\\0&0&0&1&1^*\end{pmatrix}\end{array}=\vec{R}^{(2)}\cdots\cdots\cdots(8)$$

ここで＊印がついているのは $\vec{R}^{(1)}$ から $\vec{R}^{(2)}$ へ移ったとき，新たに出現した到達可能なノードペアである。以後同様にして，

計算ステップ 3

$$\begin{array}{cc} \text{ノード}/\text{ノード} & \begin{matrix}1&2&3&4&5\end{matrix}\\ \begin{matrix}1\\2\\3\\4\\5\end{matrix} & \begin{pmatrix}1&1&1&1^*&1^*\\1&1^*&1&1&1\\1&1&1&1^*&1\\0&0&0&1&1\\0&0&0&1&1\end{pmatrix}\end{array}=\vec{R}^{(3)}\cdots\cdots\cdots(9)$$

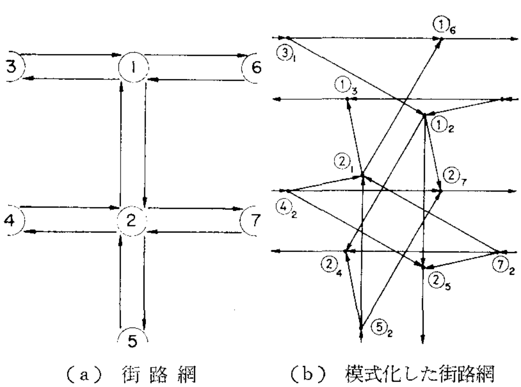
計算ステップ 4

$$\begin{array}{cc} \text{ノード}/\text{ノード} & \begin{matrix}1&2&3&4&5\end{matrix}\\ \begin{matrix}1\\2\\3\\4\\5\end{matrix} & \begin{pmatrix}1&1&1&1&1\\1&1&1&1&1\\1&1&1&1&1\\0&0&0&1&1\\0&0&0&1&1\end{pmatrix}\end{array}=\vec{R}^{(4)}\cdots\cdots\cdots(10)$$

計算ステップ4以上計算を行なっても，新たに到達可能なノードペアーは出現しないのでここで演算は終了する。こうして $\vec{R}^{(4)}$ から，到達不能な OD 交通はノード4，5からノード1，2，3に向うトリップであることがわかる。なお，この演算方法は道路区間上の容量を両方向同じにして取扱う場合にも適用することができる。

（3） 交差点の容量を考慮する場合

道路網の容量は概して交差点の容量によって決まってくると思われるが，このときの取扱いに関しては2通り考えることができる。1つは，交差点の容量をその流入部のみによって考えていく場合であり，他の1つは，さらに細かく右左折直進ごとの容量で考えていく場合である。流入部のみの容量で道路網の非連結性を考えていく場合には，前述した道路区間容量を方向別に取扱う場合とまったく異なるところはなく，ただこのときは道路区間の容量関数を交差点流入部の容量をも考慮したものにしておけばよい。しかし，交差点の右左折直進ごとの容量を考慮するときは，道路網を次のように模式化して行なう。たとえば，図—8 (a) に示す隣接した交差点の



（a） 街 路 網　　　（b） 模式化した街路網

図—8 交差点における右左折直進の容量を考慮するときの模式図

右左折直進の状況を模式的にグラフ化すると (b) 図のようになる。アークは隣接交差点間の流出部から流出部を結んだものである。すなわち，このアークによってある交差点から流出した交通の隣接交差点への右左折直進が示されていることになる（あるいは，ある交差点における流入部からの右左折直進による流出部への移行で表わしてもよい）。このようにしておけば，右左折直進ごとの容量を考慮したときの道路網の非連結性の検討もやはり区間容量を方向別に区別したときの方法によって行なうことができる。また容量関数は模式化されたグラフのアークごとに設定していくことになるが，1つの交差点における右左折直進のそれぞれの交通容量は多くの場合独立ではないので，この点は今後の課題として残されている。

5. 配分原則の適用と配分計算について

配分原則は時間比，等時間，総走行時間最小化原則の3つに大別することができるが，そのもっている概念はそれぞれ異なっている。簡単にいえば，時間比原則と等時間原則は，運転者が自分自身の主観的判断で経路選択を行なうということが前提となっており，そのとき前者は経路に関する情報が不完全な場合，後者は完全な場合と考えることができよう。これに対して総走行時間最小化原則は，トリップの経路選択に対して指定できることが前提となっており，道路網全体としてみた効率最大を目的とする配分といえる。

一方，これら配分原則の評価における問題点を整理して述べておくと，まず時間比配分ではモデルの性質から経路を先決して行なわなければならないことで，そのとき経路指定の仕方によってそれぞれ固有の経路交通量が得られることである。また，運転者群全体として経路に関する情報をどの程度得ているかを示す時間比係数をどのように決定するかも問題であり，配分交通量はこれによって異なってくる。等時間配分では，この原則を満たす各OD交通ごとの経路と，全OD交通についてみた各道路区間交通量は唯一に定まるが，各OD交通の経路交通量は一意的ではない。つまり，各道路区間交通量のOD構成の内訳は無数であるということである。総走行時間最小化原則についても同じことがいえる。したがって，これらあとの2つの配分原則では，経路交通量で配分結果を評価するよりは道路区間交通量で評価するほうが問題が少ないと思われる[8]。

これらの配分原則のうち総走行時間最小化原則は，各運転者の主観的判断によって経路選択を行なうといういまわれわれが対象としている道路交通流の概念とは少し異なるので，この原則はひとまず除外して考えるにしても，実際に交通量配分を行なう際には，時間比原則と等時間原則をどのように適用していくかが問題となる。現実の交通現象により近いということであれば，時間比配分を用いる方がよいと思われるが，この原則はいまも述べたように経路指定の仕方によって結果が異なってくる。それに，たとえば街路網計画や交通規制の問題を考察するとき，その代替案が膨大であれば逐一それに対して経路指定を行なうのは困難であるし，またどうしてもその経路指定には恣意的な計画者の個人的意志が入ってくる。したがって，比較的地域の範囲が狭い街路網計画や交通運用計画を策定する場合であれば，トリップ距離もそれほど長くないし，またトリップ回数も多いことから，その間に運転者達は経路選択に関する情報にもある程度通じていると思われるので，評価の客観性に重点を置いた等時間原則配分を適用するのが適当と考えられる。この原則が実際の交通現象に適合するかどうかその保証はないが，少なくともトリップが同じODパターンで何回となく繰返されるという前提をおけば，あながち矛盾したものとはいえず，むしろ理論的にはより近いものになるということができよう。しかし，都市間道路網の計画などを行なう場合は時間比原則で配分を行なうほうが現実的であろう。なぜなら，都市間などのようにトリップ距離が長くなってくるとその間の経路はたいてい限定されてくるし，都市内交通ほど走行時間に敏感に反応して経路を変更することは考えられないからである。

他方，総走行時間最小化配分も，中央管制によりすべて計算制御で行なう交通運用が将来実現すれば，適用することが可能であろう。しかし，この配分原則では全体の効率最大のために特定の交通に対して走行時間の短い経路が存在するにもかかわらず，わざわざ遠回りさせるという不当な犠牲を強いることがあるので，総走行時間最小化配分は，ある1つの管理主体によってコントロールされてしかるべき交通を対象とするのが適当と思われる。要するに，配分原則の適用にあたっては，対象とする交通がどのような性質のものであるかということと，評価における問題点や適用するに際しての正当性などを考慮して行なっていくことが必要であろう。

こうして適用すべき配分原則が決まってくると，次はこれをどのように計算していくかということになる。各配分原則に関してはそれぞれその厳密解を求める方法も存在するが，実用的な面から見ると，対象とする道路網は大規模なことが多いし，それに実際の交通現象そのものもこれらの原則にしたがって忠実に流れるということはまず考えられないので，ある程度解の精度は悪くても簡便に行なえる計算方法が望まれる。この方法としては分割法による配分計算が適当であろう[8]。しかし，分割配分法では分割のきざみ幅がたとえ小さくても必ずしも

各配分原則を満足するとはかぎらないので，そのときには配分計算の過程において既存経路の消滅が可能な改良分割法の適用も考えることができる[9]。この際，分割法のきざみ幅については要求される解の精度に応じて決定すべきである。なお，時間比原則配分によって道路網容量を検討するときには，各OD交通についての連結性を調べなければならないが，このときも基本的には前述した方法をそのまま用いればよい。

6. 簡単な計算例

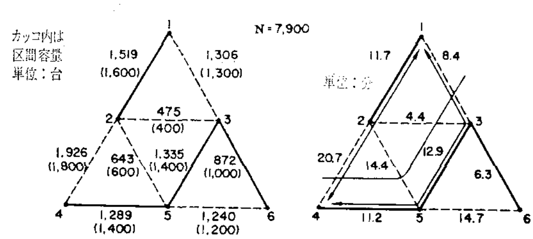
区間容量を両方向同じに取扱うとして，表—1 の単位OD表に対する図—9 の道路網の最大容量を計算してみる。このとき各道路区間の容量関数はとりあえず次のような式で与えておく[5]。T_{ij} および X_{ij} はそれぞれ道路区間 ij 上の走行時間と交通量を表わし，また a_{ij}, b_{ij}, c_{ij} は

表—1 単位 OD 表（OD パターン）P

1	2	3	4	5	6	
	0.0872	0.0698	0.1628	0.0291	0.0087	1
		0.0203	0.1221	0.0814	0.0233	2
			0.0436	0.0552	0.0785	3
				0.0610	0.0174	4
					0.1396	5
						6

表—2 a, b, c の値

道路区間	a（10^{-3}分/台）	b（分）	c（台）
1—2	2.464	8	1 600
1—3	1.848	6	1 300
2—3	0.860	4	400
2—4	6.093	9	1 800
2—5	3.696	12	600
3—5	2.150	10	1 400
3—6	1.540	5	1 000
4—5	3.220	7	1 400
5—6	5.416	8	1 200



（a） 区間交通量と区間容量　（b） 区間走行時間とカットセット

図—9 道路網が非連結となるときの交通状態

$$T_{ij}=a_{ij}X_{ij}+b_{ij}+K\left(\frac{X_{ij}}{c_{ij}}\right)^n \quad \cdots\cdots\cdots\cdots\cdots(11)$$

各道路区間 ij に固有の定数である。特に c_{ij} は道路区間容量を示す。a_{ij}, b_{ij}, c_{ij} の各値は表—2 のように与えておく。K および n も定数であるが，ここでは，$K=2, n=10$ としている。いま交通流が等時間原則にしたがって運行するものと仮定し，分割配分法でトリップ数 N を 100 台ずつ漸増させて計算してみると，$N=7\,900$ 台で容量超過区間が図—9 に示すような点線道路区間となり道路網が非連結となる。すなわち，図—9 のカットセットによって分断されたノード間相互の交通はすべて著しい交通渋滞を経ないことにはトリップできないことになる。したがって，この場合の道路網の最大容量は総トリップ数 7 800 台と見なすことができる。なお，各道路区間上の交通量がその交通容量を極力超過しないようにするためには n の値をできるかぎり大きくとればよい。

7. あとがき

以上のように道路網の容量に対する考え方を述べてきたが，本論文では流れ得る絶対最大容量ではなく，固定されたODパターンのもとにおいて運転者が自主的判断で経路選択を行なった場合の最大容量を対象としている。すなわち，いずれのOD交通においても，交通渋滞に遭遇することのない比較的円滑な走行が可能な経路が存在する最大総トリップ数をその道路網の最大容量と定義している。このような状態でなくなったとき，本論文では道路網が非連結となり到達不能なOD交通が出現すると表現している。

道路網の非連結性の検定はグラフ理論を用いて，道路区間の交通容量を両方向同じにして取扱うときはカットセットで，両方向を別個に取扱うときは隣接行列を応用した到達行列で行なうことができる。交差点の容量を考慮するときも基本的には道路区間容量を方向別に取扱うときと同じである。ただこの場合は容量関数の設定が今後の課題として残されている。

道路網容量の決定にあたっての配分原則の適用については，対象とする交通の性質や評価における問題点および適用するにあたっての正当性などを考慮して行なっていくことが必要と思われる。計算方法については実用的見地からみてなるべく簡便に行なえることが望ましいので，それにはすべての配分原則に適用が可能な分割配分法が妥当と考えられる。ただし，分割法ではきざみ幅をいくら小さくしても必ずしも各配分原則を満たすとはかぎらないので，改良分割法のほうが望ましい。

なお，本論文で示した方法論はODパターンが固定されている輸送網において，ある総費用一定のもとにおける最大輸送量を求める場合にもそのまま適用できる。た

だし，この場合の配分原則は総走行時間最小化と等価な総費用最小化原則となることはいうまでもない。

最後に本研究をまとめるにあたり，多くの有益な示唆をいただいた京都大学工学部　米谷栄二教授，同佐佐木綱教授，および計算その他でご協力いただいた家柳倫夫氏（現大阪市役所）に対して深謝の意を表します。

参考文献

1) 西村　昂：道路網の最大フローの存在範囲について，第23回土木学会年次講演会講演集，第4部門，pp. 431-432, 1968.
2) 三好逸二・山村信吾：道路網における最大トリップ数について，第23回土木学会年次学術講演会講演集，第4部門，pp. 429-430, 1968.
3) 飯田恭敬：カット法による等時間原則配分（三角型道路網への適用），交通工学，Vol. 5, No. 6, pp. 26-38, 1970.
4) たとえば，Snell, R.R., Funk, M.L., Fan, L.T. and Tillman, F.A.: Travel Assignment with a Nonlinear Travel-Time Function, Transportation Science, Vol. 2, No. 2, pp. 146-159, 1968.
5) たとえば，Irwin, N.A., Dodd, N. and Von Cube, H.G.: Capacity Restraint in Assignment Programs, HRB Bulletin 297, pp. 109-127, 1961.
6) バサッカー，R.G., サーティ，T.L. 著（矢野健太郎・伊理正夫訳）：グラフ理論とネットワーク，基礎と応用，培風館，1970.
7) 小野寺力男：グラフ理論の基礎，数学ライブラリー6，森北出版，1968
8) 飯田恭敬：交通量配分の諸原則とその近似計算法について，土木学会論文報告集，第195号，pp. 109-116, 1971年11月
9) 飯田恭敬・家柳倫夫：改良分割法による交通量配分，土木学会第27回年次講演会（発表予定）

（1972.2.7・受付）