

配分対象道路網作成の自動化

神戸大学工学部	正員	枝村 俊郎
神戸大学工学部	正員	○ 森津 秀夫
神戸市	正員	木下 暢男
オリエンタルコンサルタンツ		樋口 和夫

1. はじめに

各道路区間の交通量を推定し、あるいは地域の交通流動の状況を知るために、分布交通量を道路網へ配分する作業が行われる。このとき、実際の道路網そのものが用いられることはほとんどなく、通常それを適当に集約した仮想の配分対象道路網が設定される。細街路の状態を知る必要がない場合が多いことや、ネットワークの規模が大きくなれば、交通配分に要する計算量が膨大になることなどが、そのおもな理由である。

配分対象道路網の設定によく使われる方法は、主要幹線から順次採用するなどして適当な道路網案をつくり、配分と道路網の修正を繰り返すものである。一般にこの作業は極めて恣意性の高い査観にもとづくものであり、また手作業と多量の繰返し計算をともなっていた。

設定される道路網に応じて配分結果も変化する。したがって、信頼できる配分結果を得るためには、配分手法についてだけでなく、想定する道路網の設定についても十分吟味しなければならない。このような問題については、これまで、ゾーン、ネットワークのアグリゲーション問題として^{1),2)}1, 2の研究をみているが、いずれも問題の本質を十分解明したものではなく、かつ工学的実用性にはほど違ったように思われる。

ここでは、まずどのような配分対象道路網をつくらばよいかを考察、検討し、それに基づいて道路網案を客観的基準により、計算機内で自動的に作成する手法を導く。

2. 配分対象道路網についての検討

交通配分を行う目的はさまざまであり、配分結果から得たい情報も場合により異なる。ここでは、ある区域または路線の交通量を推定する場合を考える。

まず第1に、われわれの目的は、所望の程度に集約された想定道路網を得ることである。なお分布交通量は、ゾーン分割を行った上で求められているから、道路網もこれと整合がとれているべきである。

道路網での配分交通量推計には等時間原理配分が用いられるが、一般に現況OD分布交通量を配分したとき、計算した配分結果と路側観測されている区間交通量とが一致すれば、よい配分対象道路網が得られたとされる。われわれもこの考え方を踏襲する。しかしこの場合、配分結果を観測値に一致させるとしても、つねにすべての道路区間の観測値が得られているわけではない。さらに、計画あるいは関心の対象となっている道路区間以外では、観測値と一致する配分結果を必ずしも与えなくてもよいはずである。たとえば、それらの特定の道路区間の交通量を推定することだけが配分を行う目的であり、その他の情報は必要としていないからである。すなわち、少なくとも定められた道路区間では配分結果が観測値と一致するか、一致すると考えられる道路網であればよいことになる。そうすれば、配分のための計算量を減らすために必要なネットワークの簡略化を果たすことができる。ただし、特定の道路区間以外の交通量は必要なく、また求められる範囲で簡略な道路網が望ましいとしても、道路網全体として見たとき、実際の道路網と配分対象道路網の交通の流れが大きく変わることは好ましくない。そこで、地域交通流動のパターンをできるだけ保持するようにしなければならない。

以上をまとめれば、次の条件を満たすような道路網をつくらばよいことになる。

- ① 必要最小限の構成要素だけでネットワークがつくられていること。

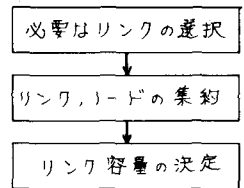
- ② 定められた道路区間の交通量と走行速度が観測値と一致すること。
- ③ 地域交通流動のパターンが、実際の道路網の場合と大きく変わらないこと。

3. 配分対象道路網作成問題

まずどのような条件の下で、何を入力とし、何を求めるのかを明確にしておく。

ネットワークは道路区間をリンクとし、その端点をノードとして構成する。これらのノードの中のいくらかがトリップの起終点になるものとする。与えられるデータは、対象地域内で検討しなければならないすべてのリンクの長さ、交通容量、接続関係、交通量と走行速度または所要時間との関係式、それにOD表であるとする。また現在OD表に対応してリンクの交通量や走行速度などが調査されている場合、これらのデータも使用できるものとする。

従来の道路網設定作業では、代表的なリンクを抜き出し複数のリンクをまとめ、新たな位置に仮想的なリンクをつくり、その上で配分とリンク長さや容量、リンクの接続関係などの調整を繰り返して、期待する配分結果が得られるようにしていた。しかしこのような考え方で、計算機に自動的にネットワークを作らせることはむずかしい。ここでは与えられた詳細なネットワークから無駄なリンクを省くことにより、のみ、配分対象道路網を構成することにする。そしてその後で、除かれたリンクが分担していた容量の効果を加算するため、トリップの起終点をいくつかのノードにまとめたことによる影響を打ち消すために、選択したリンクの容量を修正する方法をとる。



これらの決定するのは、求める想定道路網のリンク、ノードの接続関係と各リンクの容量である。その手法を図-1に示す。

図-1 配分対象道路網の決定手順

4. 配分対象リンクの選択

(1) 問題の定式化

詳細なネットワークから配分の対象とするリンクを選び出すのが、道路網決定の主要部分である。この問題は最速ネットワーク問題として定式化できる。目的関数と制約条件は、解のネットワークが2.で述べた条件を満たすようにしなければならない。そこで、それぞれについて次のようにする。

いま路側で交通量が観測されており、これと現況OD分布交通量による配分交通量が一致するよう求められている特定の道路区間、および、その交通量を検討の対象としている道路区間の両者を着目リンクと呼ぶことにする。後で述べるように、着目リンクの交通量と走行速度を観測値と一致させるのは、最終的にはリンク容量の修正で行う。しかし、これが小さな修正量で済むようにするには、着目リンクの交通量に大きな影響を与える起終点間トリップが、集約されたネットワークにおいても詳細なネットワークの場合と同じ経路をとることが望ましい。そこで、各起終点間のトリップが着目リンクに及ぼす影響を調べ、大きな影響を与える可能性のある起終点間のトリップが、解のネットワークにおいても詳細なネットワークと同じ経路をとるように、目的関数で重みを与えることにする。

地域交通流動のパターンを大きく変えないようにするという点に関しては、次のようにする。交通流動のパターンは、交通量の大きな起終点間のトリップがどのような経路をとるかでほぼ決まる。道路区間の交通容量が需要量より極端に小さくなければ、等時間配分においても交通量の大きな起終点間のトリップの大部分は最短経路配分の場合と同じ経路をとることが考えられる。よって、総走行時間あるいは総走行距離が最小になるようなネットワークを配分対象道路網とすれば、交通量の大きな起終点間の経路は詳細なネットワークの場合と変化せず、交通流動のパターンが保持されるのではないかと考えられる。リンクの交通量によって所要時間を変化させるこ

とは、大規模な最適ネットワーク問題を解くときには困難なので、ここではリンクの所要時間を一定とし、総走行時間の最小化を行うことにする。そして、必要最小限のネットワークにするという点については、できるだけリンクを減らすことにする。しかし、リンクを減らすことと総走行時間を最小化することは、同時に実現できない。そこで、リンク数は制約式として問題に組み込み、リンク数制約の下で総走行時間を最小化する。

これらをまとめれば、配分対象リンク選択問題はリンク数制約下で、重みつき総走行時間を最小化する最適ネットワーク問題となり、次のように定式化できる。

$$\min Z = \sum_i \sum_j w_{ij} g_{ij} t_{ij}(x) \quad (1)$$

$$\text{s.t.} \quad \sum_k x_k \leq N \quad (2)$$

$$x_k = 0 \text{ or } 1 \quad (3)$$

ここに、 w_{ij} ：ノード i, j 間のトリップに対する重みで、着目リンクへの影響の大きさを表す。

g_{ij} ：ノード i, j 間のトリップ数。

t_{ij} ：ノード i, j 間の最短所要時間で、ネットワークの状態により異なる。

x_k ：リンク k がネットワークに含まれるとき1、含まれないとき0とする。

N ：ネットワークに含まれるリンク数の制約値。

(2) トリップに対する重み

トリップに対する重み w_{ij} は、ノード i, j 間のトリップが着目リンクへ与える影響の大きさを表すもので、ネットワークに固有のものである。そこで、計画者が任意に与えるのではなく、ネットワーク構造によって自動的に決定されるようにする。しかし、最大ネットワークから除くリンクの組み合わせによって、各トリップの経路がどのように変化するかをあらかじめ予測し、それに基づいて、解のネットワークでの着目リンクの交通量の変化が最小になるように w_{ij} を求めることは、実際上不可能であるといえる。そのため、かぶり直視的な方法によって重みを決めざるを得ない。また作成した道路網を等時間配分に用いる場合、各トリップが着目リンクへ与える影響は、本来等時間配分を行った状態で調べるべきである。しかし、最大ネットワークで等時間配分することは、交通配分の答えを求めていることになり、配分対象道路網を求めることが無意味になる。そこで、ここでは、以下のようにして w_{ij} を求める。

ノード i, j 間のトリップが、着目リンク k に与える影響について考える。最大ネットワークで最短経路を求めると、次の2つの場合のどちらかになる。

① リンク k がノード i, j 間の最短経路に含まれる。

② リンク k はノード i, j 間の最短経路に含まれない。

①の場合、最短経路に含まれるリンクのどれかがネットワークから除かれると、ノード i, j 間の最短経路がリンク k を通らなくなる可能性がある。すなわち、ノード i, j 間のトリップが着目リンク k に与える影響は大きいと考えられる。逆に②の場合には、最短経路に含まれるリンクのどれかがネットワークから除かれたとき、ノード i, j 間の最短経路がリンク k を通るようになる可能性がある。最短経路とリンク k を含む経路の中で所要時間が最短のものの所要時間の差が小さいほど、その可能性が高いと考えられる。

これらのことから、最短所要時間とリンク k を通る経路の中で最短所要時間の比で、ノード i, j 間のトリップがリンク k に与える影響を表すことにする。これは、式(4)のようになる。

$$w_{ij}^k = t_{ij}^k / t_{ij}^* \quad (4)$$

ここに、 w_{ij}^k ：ノード i, j 間のトリップが着目リンク k に与える影響の大きさを表す指標。

t_{ij}^k ：最大ネットワークでのノード i, j 間の最短所要時間。

t_{ij}^* ：最大ネットワークで、リンク k を通るノード i, j 間の経路の中で最短所要時間。

式(4)では、リンク k がノード i, j 間の最短経路に含まれるとき $w_{ij}^k = 1$ になり、それ以外のときには、 $0 \leq$

$w_{ij}^* < 1$ となる。

着目リンクが1本だけのときは、 w_{ij}^* をもって w_{ij} としてもよい。しかし、一般の場合である複数の着目リンクがあるとき、同じ1トリップでもそれぞれの着目リンクに与える影響は異なることが考えられる。そこで各着目リンク間の相対的な重みは交通容量に反比例させ、式(5)で定める。

$$w_k = 1 / C_k \quad (5)$$

ここに、 w_k ：着目リンク k に対する重み。

C_k ：リンク k の交通容量。

式(4)、(5)によって各トリップに対する重みを求めることができるが、重みが0になるトリップが生じることもある。しかし着目リンクへの影響がなくても、交通流動パターンを表すためには重要な場合もある。このような点を考えて、式(4)、(5)と(6)～(8)でトリップに対する重みを定めることにする。

$$w_{ij}' = \sum_k w_k w_{ij,k}^* \quad (6)$$

$$w_0 = \min (w_{ij}' \mid w_{ij}' > 0) \quad (7)$$

$$w_{ij} = \begin{cases} w_{ij}' / w_0 & (w_{ij}' > 0) \\ 1 & (w_{ij}' = 0) \end{cases} \quad (8)$$

式(6)は各着目リンクに対する影響を加重和することを表している。式(7)、(8)は、それらの中の正の最小値を基準として各トリップに対する重みを定めることを表している。そして、式(6)で影響がないと計算されたトリップに対しても、最小の影響を持つトリップと同じ重みを与えている。

(3) 解 法

a) 重みの計算

最適ネットワーク問題を解く前に、トリップに対する重みを求めなければならない。式(4)～(8)に従って計算するならば、最大ネットワークでノード間の最短所要時間を求め、さらにそれぞれの着目リンクを通る経路の中での最短所要時間を求めなければならない。これは、式(9)で求めることができる。

$$t_{ij}^* = t_{ijp} + l_k + t_{ijq} \quad (9)$$

ここに、 t_{ijp} ：最大ネットワークからノード p に接続するリンクを除いたネットワークでの、ノード i と p 間の最短所要時間。

t_{ijq} ：最大ネットワークからノード q に接続するリンクを除いたネットワークでの、ノード j と q 間の最短所要時間。

p, q ：それぞれのリンク k の始点、終点のノード。

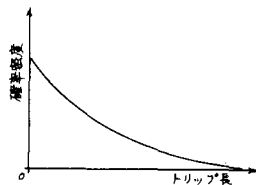
l_k ：リンク k の所要時間。

式(9)を使えば、ノード i と j の間を $i \rightarrow p \rightarrow (k) \rightarrow q \rightarrow j$ と結ぶ経路の中での最短所要時間が求まる。ノード i と p の間およびノード q と j の間の最短所要時間を求めるときに、それぞれのノード p, q に接続するリンクを除くのは、リンク k を通る経路をつくったときにループを含まないようにするためである。なおリンクはすべて有向リンクとする。

重みを求めるには、最大ネットワークでの最短所要時間を求めるほかに、何回か最短経路問題を解く必要がある。しかし、この問題での最大ネットワークは規模がかなり大きいのが普通なので、そのような規模のネットワークで繰り返し最短経路問題を解くことは好ましくない。

一般にトリップ長分布は、図-2に示すように指数分布にほぼ従うことが知られている。そうすると、着目リンクからある程度以上離れ発生・集中ノード間のトリップは、そのノード間のトリップ全体として与える着目リンクへの影響は小さいと

考えられる。そこで、各着目リンクへの影響を調べるのは、着目リンクから一定の



距離以内にある発生・集中ノード相互間だけとする。

最大ネットワークにおけるノード間の最短所要時間は求められているものとして、各トリップが着目リンクに与える影響の大きさを表す指標は、次の手順で求める。ただし、 $T^{\max}$ は着目リンクへの影響を調べる範囲を決めるパラメータである。

- ① ノード i を始点とするリンクを最大ネットワークから除き、発生・集中ノードからノード i までの最短所要時間を所要時間の短い順に求め、 t_{ij}^1 とする。ただし、 $t_{ij}^1 > T^{\max}$ となったときに探索を打ち切る。 $t_{ij}^1 \leq T^{\max}$ であるノード j の集合をノード集合 I とする。
- ② ノード i を終点とするリンクを最大ネットワークから除き、ノード i から発生・集中ノードまでの最短所要時間を所要時間の短い順に求め、 t_{ij}^2 とする。ただし、 $t_{ij}^2 > T^{\max}$ となったときに探索を打ち切る。 $t_{ij}^2 \leq T^{\max}$ であるノード j の集合をノード集合 J とする。
- ③ ノード集合 I に属するノード i と、ノード集合 J に属するノード j の組み合わせを作り、 $w_{ij}^1 = t_{ij}^1 / (t_{ij}^1 + t_{ij}^2 + t_{ij}^3)$ とする。
- ④ $i \in I, j \in J$ が同時に成り立たないノードの組み合わせに対しては、 $w_{ij}^1 = 0$ とする。

最短経路探索では、ある起点のノードから他のすべてのノードまでの最短経路を求めるアルゴリズムがよく使われる。ここでは、その計算を途中で中止させるのである。また①では普通の場合とは逆に、他のすべてのノードから、ある終点のノードまでの最短経路を求めるアルゴリズムを使用することになるが、本質的なアルゴリズムの違いはない。

すべての w_{ij}^1 が求まれば、 w_{ij} は容易に計算することができる。

b) 最通ネットワーク問題の解法

重みが求まれば、式(1)～(3)で表わされる問題は単純は最通ネットワーク問題である。解法もこれまでに発表されているものをそのまま使うことができる。この場合の解法の選択上で最も問題になるのは計算時間である。対象とするネットワークの規模が非常に大きいと、近似解法の多くも適用が困難であると考えられる。そこで、ここでは大規模なネットワークに適用することを考慮して作成された近似解法を使うことにする。

この解法は、計算時間を大幅に短縮するために、最短経路探索を含む繰返し計算を除いたものである。最大ネットワークで最短経路探索を行った結果を使って各リンクの評価値を求め、forward法の順序で解を求めるものである。配分対象リンク選択問題の場合で説明すれば、次のようになる。

各リンクの最大ネットワークにおける最短経路としての評価値 f_k^1 を、式(10)で定める。

$$f_k^1 = \sum_{i,j} \{ \delta_{ijk} w_{ij} g_{ij} (u_{ij} - t_{ij}^1) / \sum_{i,j} \delta_{ijk} \} \quad (10)$$

ここに、 δ_{ijk} : リンク k が最大ネットワークのノード i, j 間の最短経路に含まれるとき1、含まれないとき0とする。

u_{ij} : 最大ネットワークにおける、ノード i, j 間の第2最短経路の所要時間。

最大ネットワークにおいて、ノード i, j 間の最短経路を成すリンクのうち、どれか1本でも存在しないとき、ノード i, j 間の所要時間は u_{ij} 以上になる。重みとトリップ数を考慮すれば、ノード i, j 間の最短経路は $w_{ij} g_{ij} (u_{ij} - t_{ij}^1)$ の値値を持つと考えることができる。制約式はリンク数制約なので、最短経路を成すリンク1本あたりの値に直し、式(10)が導かれる。

あるリンクがネットワークに含まれないときは、他のリンクが代わりにその機能を果たすことになる。そこでネットワークに含まないリンクがあるとき、そのリンクの両端のノード間の最大ネットワークにおける第2最短経路が機能を代替するものとする。式(10)の f_k^1 をもとに、第2最短経路としての評価を加えて、式(11)でリンクの評価値 f_k を定める。

$$f_k = f_k^1 + \sum_{i,j} \{ (1 - \alpha_{ijk}) \gamma_{ijk} f_k^1 / \sum_{i,j} \gamma_{ijk} \} \quad (11)$$

ここに、 γ_{ij} : 最大ネットワークにおいて、リンク i がリンク j の両端のノード間の第2最短経路に含まれるとき1、含まれないとき0とする。

基本的なアルゴリズムはforward法と同じである。各ステップで、そのときのネットワークの状態に対し、式(11)を使ってリンクの評価値を求める。そして評価値が最大のリンクをネットワークに加え、リンク数が制約値を越えない限り、これを繰り返す。

重みの計算の部分も含め、アルゴリズムの概略を示すと、次のようになる。

- ① 最大ネットワークで、発生・集中ノード間の最短経路と最短所要時間、第2最短経路の所要時間、さらにリンクの両端点間の第2最短経路を求める。
- ② 各着目リンクに対する影響を調べ、トリップの重みを決定する。
- ③ 各リンクの最短経路としての評価値を求める。
- ④ 初期ネットワークとして着目リンクだけからなるネットワークを与える。
- ⑤ そのときのネットワークの状態に対して、リンクの評価値を求める。
- ⑥ まだネットワークに含まれていないリンクの中で、評価値が最大のリンクをネットワークに加える。
- ⑦ ネットワークに含まれるリンクの数が制約値に達していれば、計算を打ち切る。制約値に達していなければ、⑤へもどる。

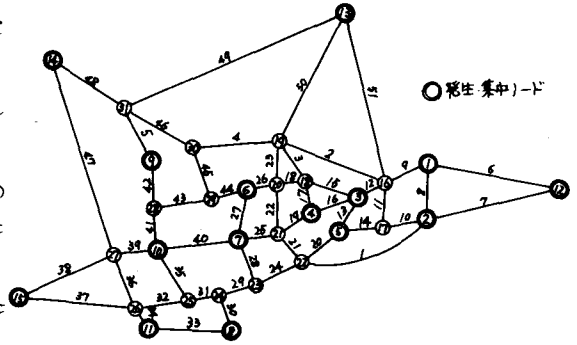


図-3 最大ネットワーク

これで明らかのように、対象とするネットワーク全体の規模で最短経路問題を解くのは1回だけである。

14) 計算例

ここでは簡単な例題について、配分対象リンクを選び出してみる。最大ネットワークを図-3のように設定し、最短経路配分をすれば図-4のようになるOD表を用いる。リンク数は51、ノード数は31で、そのうちの15個が発生・集中ノードである。

リンク25を着目リンクとする場合をケース1、リンク9, 12, 16を着目リンクとする場合をケース2、リンク29, 31, 32を着目リンクとする場合をケース3とし、それぞれリンクを全体の半数の26本まで減らすものとする。ただし、リンクは無向リンクとする。

各ケースでのトリップに対する重み w_{ij} は、図-5~7のようになった。これらの図では $w_{ij} < 2$ のものは省略した。着目リンク周辺のノード間のトリップに対する重みが大きくなること、これらの図からわかる。

解のネットワークは、図-8~10に示すものである。着目リンクの近くのリンクは残されているものが多い。

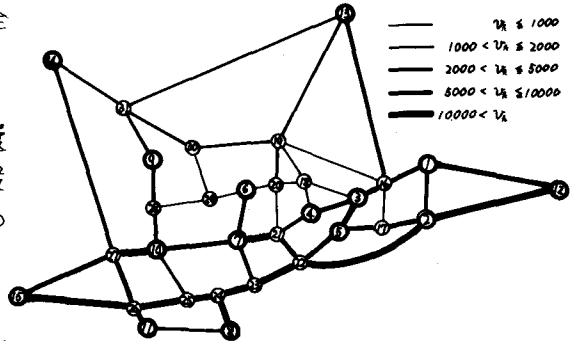


図-4 最大ネットワークへの配分結果

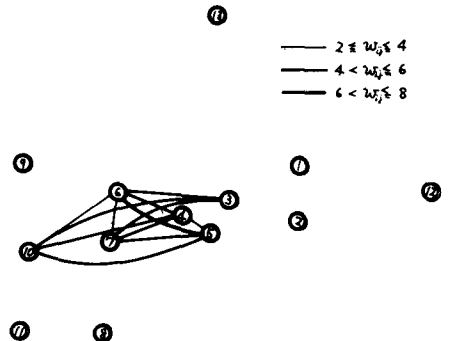


図-5 トリップに対する重み(ケース1)

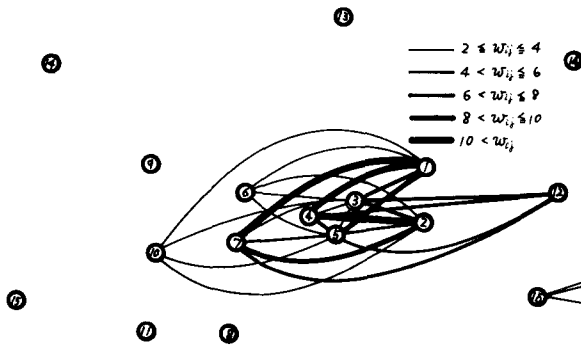


図-6 トリップに対する重み(ケース2)

この例題でははっきり現われてはいないが、トリップに対する重みの大きさを考えれば、着目リンクの周辺では他の部分よりもネットワークが密になることわががえる。従来の経験的作業では、対象地域の中で必要な区域のネットワークを細かくし、そこから離れるほどネットワークを粗くしていた。ここでの計算結果も、それと同様な傾向をもったネットワークが得られるわけである。

リンクを大きく減らしたために、図-8～10のネットワークでは孤立した発生・集中ノードがある。それらは、図-4で明らかな発生・集中交通量の小さなノードがほとんどであり、着目リンクへの影響も小さく、交通流動パターンを表す点でもあまり重要ではないものである。したがって、解のネットワークで孤立している発生・集中ノードは、配分対象道路網から除いてもよいということである。

これらの例題の計算結果においては、配分対象リンク選択問題の定式化とトリップに対する重みの設定方法は妥当であるといえる。

5. リンク、ノードの集約

配分対象リンク選択問題の解のネットワークは、そのまま配分計算に使用するには適当でない場合がある。たとえば、図-10のネットワークでは、除いてもまったく配分結果に影響しないリンクがある。そして詳細なネットワークでは複数のリンクとして表わしていた道路区間を、1本のリンクで表わしてよい場合もある。ここではいくつかの場合をとり上げ、その処理方法について述べる。ただし、簡単のためにリンクは無向リンクとする。

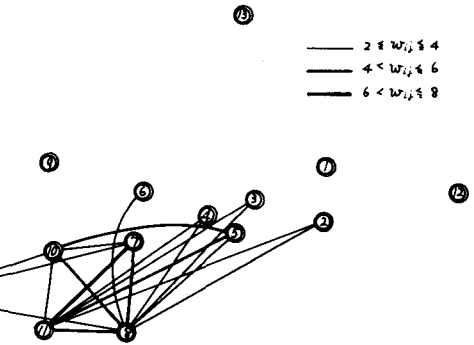


図-7 トリップに対する重み(ケース3)

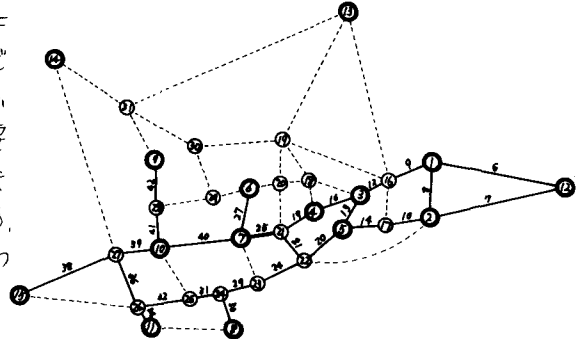


図-8 解のネットワーク(ケース1)

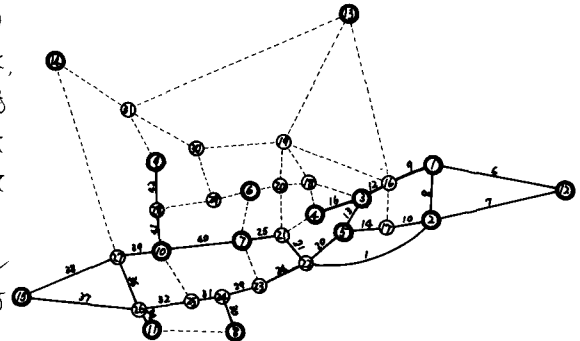


図-9 解のネットワーク(ケース2)

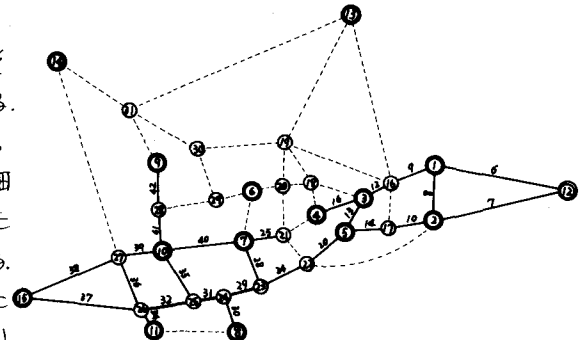


図-10 解のネットワーク(ケース3)

① 発生・集中ノード以外のノードに接続するリンクが1本だけの場合、

これは、図-10のノード21のような場合である。このときは、そのリンクを除くか、除かれているリンクをネットワークに含め、これらのリンクを通るトリップが生じるようにするか、どちらかである。どちらにするかを判断する基準としては、除去あるいは付加を検討するリンクの評価値の平均値を用いることが考えられる。すなわち、式(11)で表わされるこれらのリンクの評価値の平均値が、forward法で最後に付加されたリンクの評価値よりも大きいときにはリンクを付加し、小さいときには除去する。

② 発生・集中ノード以外のノードに接続するリンクが2本であり、これらのリンクが表わす道路の特性が同じ場合、

このときは、これらのリンクを別々に扱う必要がないことになる。そこで、2本のリンクの間のノードを除き、1本のリンクとして表わす。

③ ある発生・集中ノードに接続するリンクが1本だけであり、そのリンクで他の発生・集中ノードに接続している場合、

たとえば、図-8のノード6のような場合である。このときには、その発生・集中ノードと接続しているリンクを除く。そして分布交通量は、1本のリンクで接続していた発生・集中ノードにまとめる。除去するリンクが着目リンクであっても、そのリンクの交通量は容易に計算できるので、除いてもかまわない。

6. リンク容量の決定

完成したネットワークに含まれるリンクに対し、容量を求める。各リンクの交通量と所要時間が詳細なネットワークのときと変わらないようにしたいのである。しかし、ネットワークが大きく変わっているのであるから、交通量と所要時間を同時に一致させることはできない。そこで、詳細なネットワーク、集約したネットワークでそれぞれ配分したときに所要時間が一致するように、交通量と所要時間の関係式を使って容量を求める。そして、作成したネットワークでの配分結果から元のリンクの交通量を求めたいときには、交通容量を使って逆算することにする。つまり、次の関係を仮定するのである。

$$g_k(v_k, c_k) = g_k(v_k^*, c_k^*) \quad (12)$$

ここに、 g_k : リンク k の所要時間を表わす関数で、容量をパラメータ、交通量を説明変数とする。

v_k : 詳細なネットワークで配分したときの、リンク k の交通量。

v_k^* : 配分対象道路網に配分したときの、リンク k の交通量。

c_k : 配分対象道路網でのリンク k の容量。

容量を決めるときには詳細なネットワークでの配分結果が必要である。その配分結果は、配分対象道路網に適用するのと同じ配分方法によるものであることが望ましい。しかし重みの決定の場合と同様に、等時間配分を用いることはできない。したがって最短経路配分を用いるのであるが、配分対象リンク選択問題を解くときには、最大ネットワークで最短経路探索を行う。そのときにトリップを配分しておき、その結果を利用すれば最短の計算時間で済む。

着目リンクでは所要時間、交通量を観測値に一致させなければならない。そのため着目リンクに対しては、その所要時間を制約条件として等時間配分を行い、容量は配分結果から決めるものとする。

7. おわりに

ここでは、配分対象道路網を自動的に作成する手法について述べてきた。配分対象道路網の作成を配分対象リンクの選択、リンク、ノードの集約、リンク容量の決定の順序で行うことにした。

配分対象リンク選択問題では、着目リンクの交通量に大きな影響を及ぼす可能性のあるトリップに大きな重み

を与え、重みつき総走行時間を最小化するように定式化した。そして大規模なネットワークに対しても適用可能なアルゴリズムについて述べ、それを用いて簡単な例題を解いた。さらに、リンク、ノードの集約とリンク容量の決定については基本的な考え方を説明した。

配分対象リンク選択問題の例題の計算結果は、問題の定式化とトリップに対する重みの設定方法が妥当であることを示した。しかし、ここで用いたネットワークは実際の道路網ではなく、この問題で想定しているような細かいネットワークではなかった。そこで、さらに規模の大きい実際の道路網に適用し、同様の結果が得られるかどうか調べる必要がある。その後、ここでは概略を述べただけのリンク、ノードの集約、リンク容量の決定についても検討しなければならないであろう。

参考文献

- 1) Chan, Y-P., K.G. Follansbee, M.L. Manheim and J.R. Mumford : Aggregation in Transport Networks : An Application of Hierarchical Structure, Research Report R68-47, M. I. T. , June, 1968.
- 2) 日本道路公団経済調査室：新手法による高速道路交通量の推計，報文シリーズT-7B-2，昭和48年2月。
- 3) 森津秀夫：大規模最適ネットワーク問題への適用を考慮した近似解法，土木学会第35回年次学術講演会講演概要集，第4部，pp. 49～50，昭和55年9月。