

交通信号の系統制御オフセットパタンの一解法

AN APPROXIMATELY OPTIMUM OFFSET PATTERN OF
TRAFFIC SIGNAL SYSTEMS

越 正 毅*

By Masaki Koshi

1. 研究の目的と概要

街路網における交通信号群を系統制御する試みが、最近世界の多くの都市で始められている。それらの制御手法の主流となっている方法は、予想される交通状況をいく通りかの典型的なパターンに分類し、それぞれの交通状況パターンに対応した制御パターンをあらかじめ用意して置き、なんらかの方法によって刻々の交通状況をあらかじめ分類した交通パタンのいずれに最も近いかを判別するプログラムセレクションと呼ばれる方法である。

そこで、ある与えられた交通状況または交通のパターンに最も適した制御パターンとは何か、を考える必要がでてくる。

従来、単一路線の信号系統制御に対しては、通過帯(through band)という考え方が用いられてきた。通過帯幅を最大にするようなサイクルおよびオフセットの一般解法については先に発表したが¹⁾、ここでは、通過帯法の限界と欠点を指摘し、よりよい測度として、遅れまたは停止回数を導入し、それらを最小にするような制御パターンを考えてみることにする。

通過帯とは、時間—距離図上で幾何学的に定義される帯であって、交通状況とは直接の関連がない。したがって通過帯が広ければ広いほど、たとえば遅れが小さいとか、停止回数が少ないとか、待ち行列長が短いとかという保障はない。また、ある交通流パターンに最適な通過帯設定というものが、一般的に明確に定義することができない。

通過帯法をネットワークに応用する際のもうひとつの大きな困難は、系統制御すべき信号の数が多く、間隔が密でかつ不整であり、しかも閉ループについてのオフセット閉合条件が多くなると、ネットワークのいずれの路線に対しても実用上意味のある通過帯幅を与えるということが理論的に不可能となる場合が多いことである。この困難は系の大きさ(信号の数)が増すほど大きくなる。

信号群を系統制御することの目的は、できるだけ赤信

号で停止することなく、また長い間停止することなく、一連の信号群を通過できるようにすることであろうし、通過帯法の発想も同じ点から出ている。系としての信号群の交通容量の増加ということも、往々目的のひとつとして掲げられるが、これは、待ち行列の末尾が隣接交差点を閉塞することを妨げることによって達成されるものであり、容量増というより、むしろ容量低下防止というべきものである。

このような考えから、ここでは遅れと停止回数との任意の加重和を目的関数とし、待ち行列長についての制限条件のもとで、その値を最小にするような制御パターンを任意のネットワーク上の任意の交通パターンについて求める方法について考える。信号により発進、停止をくり返す交通流を数学的に記述するのが困難であるため、ここでは電子計算機を用いた逐次近似法によって解を求める方法によっている。

遅れと停止回数との加重和をとりあげた理由は、低速交通に対しては遅れが、高速交通に対しては停止がより大きな要素になるであろうという想定に基づいたからであり、それぞれに乗ずる加重係数は任意に選ぶことができるようにした。

ここで用いた手法は一種の非線形計画法であるが、それゆえ、いかなる場合にも常に理論的最適解を与えるという保障は有していない。特に交通量が非常に少ない場合には、最適解でない極値を与える可能性が大きい。

系統制御パターンを決定する制御パラメーターとしては、サイクル長、スプリットおよびオフセットの3つがあるがつぎのような事情を考慮して、ここではオフセットパターンのみを求める方法について考えている。すなわち、

i) サイクル長の可変範囲は実際上あまり大きくないし、多くの場合10秒刻み程度の離散量として扱われるので、ひとつの交通パターンについてただかか2~3通りのサイクル長についての比較計算をすればよい。

ii) スプリットは各信号の局地的条件によって定まってしまうことが多く、系統制御に最適なスプリットというものを考えても、例外を除けば、あまり意味を持たない。

* 正会員 東京大学助教授 生産技術研究所

2. 信号系における交通流のモデル化

ある信号による遅れ、停止回数あるいは待ち行列は、その信号に到着する交通の密度波形、オフセット、スプリットおよびその進入路の飽和交通量から決まる。

図-1 遅れ、停止、待ち行列

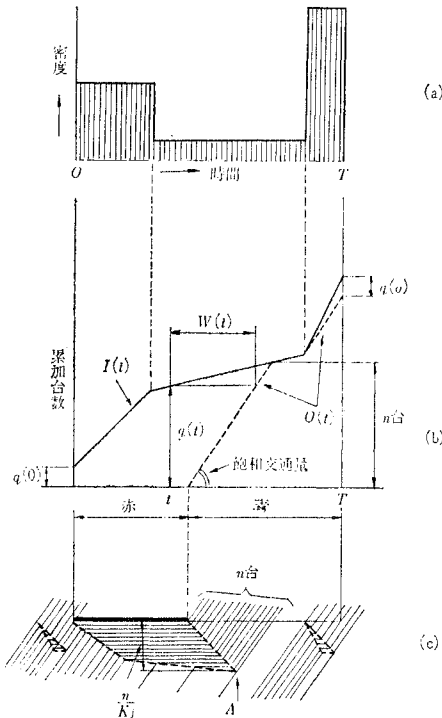


図-1 (a) に示すような密度パタンの交通がある信号に到着するとき、到着する交通と発進する交通の累加台数は、それぞれ 図-1 (b) に示される $I(t)$ および $O(t)$ のようになる。時刻 t における待ち台数は、

$$q(t) = I(t) - O(t) \dots \dots \dots (1)$$

で表わされ、時刻 t に到着する車の待ち時間は、図-1 (b) において $w(t)$ で示される。1 サイクル 当り 総遅れは、

$$D = \int_0^T (I(t) - O(t)) dt \dots \dots \dots (2)$$

として計算されることができる。

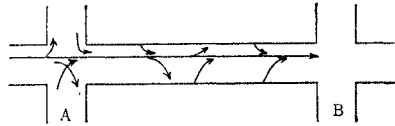
図-1 (c) は車の進行と停止とを示すもので、待ち行列の最後尾の位置は A 点であることが知られる。すなわち、図-1 (b) において、緑が始まって以来初めて待ちが解消する時点までに発達した車の台数 n を、その進入路の飽和密度 K_j で除した値、

$$L = n/K_j \dots \dots \dots (3)$$

で表わされる。

さて、図-2 において、ある信号 B に到着する交通の密度波形は、そのひとつ手前の信号 A を直進または左右折して B に向かう交通の密度波形に、 $A \rightarrow B$ 間

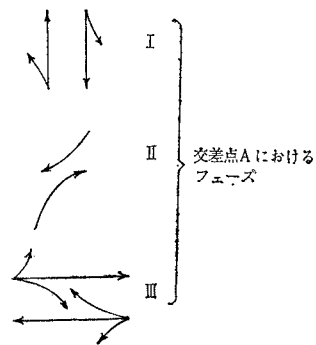
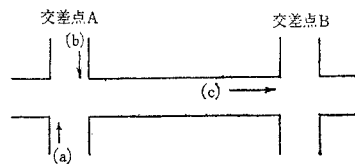
図-2 流 出 入 交 通



で生ずる波形の変形効果を加えたものである。 $A \rightarrow B$ 間に交差点や、高速道路の出入口、駐車施設などがあるれば、密度波形も交通量も変化するし、また、そのような流出入交通がゼロであっても、交通流内部の速度分布のために密度波形は平均化作用を受ける。交差点間隔がある程度以上大きくなると系統制御の必要がなくなるほどの大きな理由は、この速度分布の効果である。

あるひとつの信号に到着する交通は、必ずしも単一のフェーズで捌かれない場合がある。たとえば図-3 において、流入路 (a) および (b) の交通は、I および II のフェーズで捌かれるが、II のフェーズで捌かれる交通量が多い場合には単一のフェーズの場合と同じ遅れまたは停止回数とはならない。また、交差点 B の流入路 (c) の到着交通密度波形も、同様に影響を受けることになる。

図 3 一つの流入路の交通を2以上のフェーズでさばく場合



以上の事柄から、ある信号における遅れ、停止または待ち行列は、その信号に到着する交通がその時までを経てきたすべての信号および流出入交通、その他の要素の歴史をたどらなければ定まらない。到着交通密度波形を何らか一定の形に仮定すれば、事情ははるかに単純となるが、そのようにして得られた解は往々にして現実と合致しないものとなる。

ここに述べる計算法では、このような密度波形の成立過程をできるだけ忠実に取り扱うように考慮しており、

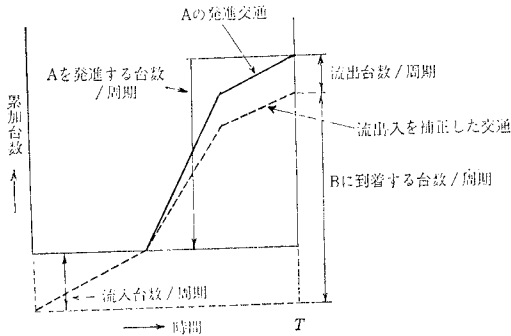
つぎのような方法によって各信号への到着交通密度波形を計算するようになっている。

i) 系の外から系に到着する交通は、一様流または、ある任意の波形によって与える。系の端末信号と系外の最も近い信号との間隔が非常に大きい場合には一様流として与えることが許されるであろうし、その系と同じサイクル長で制御される隣接系との系統制御を考慮する場合には、隣接系からの流出交通密度波形から決まるある波形として与えることができるであろう。このようにすることによって、大きなネットワークを、計算機の能力に見合う程度のいくつかの小さなネットワークに分割して取り扱うことが可能となる。たとえば東京都全域にわたる系統制御を考えるような場合には、そのような取り扱いがどうしても必要となるであろう。

ii) ある信号を通過することによる密度波形の変化は図-1に示されたとおりの考え方にしたがって計算される。そのため、各信号の各フェーズのスプリット、飽和交通量、飽和密度、オフセットなどが与えられている必要がある。

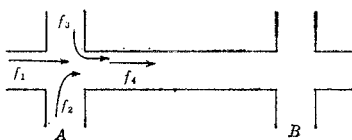
iii) 一つの流入路への到着交通が、2つの異なるフェーズで捌かれる場合には、それぞれのフェーズで捌かれる交通の到着密度波形は互いにすべて等しく、合計交通の波形と同じであると仮定して、与えられた比率で分配される。

図-4 流入交通による交通密度パタンの変化



iv) 図-2に示されるような、他の路線または施設との流入交通は、図-4に示すような方法で処理される。すなわち、図-2において交差点Aを発進する交通のうち、Bに到達せずに流出する交通の割合が密度に関係なく区間A→Bについて一定であるとし、また流入する交通はAを発進してBに向かう直進交通がAの赤表示のために流れていない間に一様流として、

図-5 相異なるフェーズでさばかれる交通が同一方向に向かう場合



A→B間に与えられた量だけ流入するという仮定で処理される。

v) 図-5に示されるような、ある信号において相異なるフェーズで捌かれる交通が同一の方向に向かう場合には、図-6に示されるように取り扱われる。すなわち、図-5における $f_4 = f_1 + f_2 + f_3$ は、図-6のようにそれぞれの密度波形の和として計算される。

vi) 交通の速度は往復別、信号間隔ごとに、その信号間隔を平均速度で走行するに要する時間として与える。したがって、交通の平均速度は区間により、または方向により相異なってもよい。

vii) 速度分布による密度波形の平均化作用は次式によって処理される。

$$\rho'(t) = \{\rho(t) - \bar{\rho}\} \frac{1}{1 + K \cdot d} + \bar{\rho} \dots \dots \dots (4)$$

ここに、 ρ' ：速度分布によって平均化作用と受けた交通密度

ρ ：速度分布を考えない場合の交通密度

$\bar{\rho}$ ：平均密度 = $\int_0^C \rho(t) dt / C$ (C: サイクル長)

K：任意定数

d：2信号間を平均速度で走行するのに要する時間

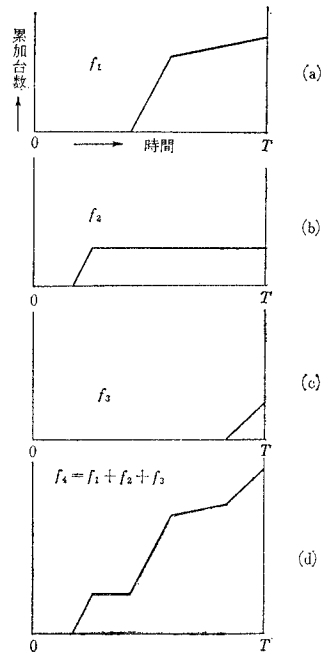
このようにすることによって、走行所要時間がゼロなら速度分布の効果は現われず、信号間隔が無限度であれば、一様な交通流 $\rho'(t) = \bar{\rho}$ となる。また、1サイクル中の交通の総量は、サイクル長をCとして、

$$\begin{aligned} \int_0^C \rho'(t) dt &= \int_0^C \left[\{\rho(t) - \bar{\rho}\} \frac{1}{1 + K \cdot d} + \bar{\rho} \right] dt \\ &= \frac{1}{1 + K \cdot d} \int_0^C \rho(t) dt - \frac{\bar{\rho}}{1 + K \cdot d} \int_0^C dt \\ &\quad + \bar{\rho} \int_0^C dt = \bar{\rho} \cdot C \end{aligned}$$

となり、変わらない。Kは系全体に共通な定数として与える。

viii) 遅れは、各信号の各フェーズごとに、式(2)によって計算される。

図-6 相異なるフェーズでさばかれる発進交通の和



ix) 待ち行列長の最後尾の位置は、各信号の各フェーズごとに、式(3)によって計算される。

x) 停止台数は、待ち行列が存在している間に到着する交通の累加台数であるから、

$$N = \int_0^C \dot{I}(t) d[q(t)] dt \dots\dots\dots (5)$$

ここに、 N : 停止台数/サイクル

$I(t)$: 到着交通密度

$d[x] = 0 \quad x \leq 0$

$= 1 \quad x > 0$

$q(t)$: 待ち台数 $I(t) - O(t)$

$O(t)$: 発進交通密度

C : サイクル長

として、各信号の各フェーズごとに計算される。

実際には、ある程度までの待ち合わせ時間は、減速徐行によって調整され、停止には至らないこともあるが、ここではそのような場合にも停止として扱われる。

3. ネットワークの形状および各単位信号の条件

ネットワークの形状は、つぎのように表現して電子計算機に与える。

系内のすべての信号に 1~ N (N は系内の信号の数)の番号を任意に付する。

相隣る2つの信号にはさまれた道路区間を単位区間と名付け、すべての単位区間に任意に付番する。 K 番目単位区間が i 番目および j 番目信号にはさまれた区間であることを示すため、 $(K; i, j)$ をすべての単位区間について与える。

ネットワークを、樹木 (tree) 状部分と、閉ループ部分とに分解し、樹木状部分をさらに、枝分れのないいくつかの単一路線区間に分解する。このようにして分解された単一路線区間を木区間と名付け、任意に付番する。 K 番目木区間が i 番目および j 番目信号にはさまれた区間であり、 i から j に向かって l, m, n, \dots 番目単位区間より成っていることを示すために、 $(K; i, j; l, m, n, \dots)$ をすべての木区間について与える。

閉ループ部分については、閉ループを構成する路線区間が互いに交差する信号を核点信号と名付け、さらに相隣る2つの核点信号にはさまれた道路区間を核点区間と名付け、すべての核点区間に任意に付番する。 K 番目核点区間が i 番目および j 番目信号にはさまれた区間であり、 i から j に向かって l, m, n, \dots 番目単位区間より成っていることを示すために、 $(K; i, j; l, m, n, \dots)$ をすべての核点区間について与える。ここに、 i および j は核点信号である。

各単位信号の条件は、つぎのように表現して与える。各信号には最大4までの互いに独立な車両交通用のフ

ェーズを設定することができることとし、それらのフェーズに1から4までの番号を付し、各フェーズのスプリットおよび、1番目フェーズからの緑始点の遅れ(フェーズ間の相対オフセット)を、 $(S_1, S_2, S_3, S_4; O_2, O_3, O_4)$ のように表現して与える。ここに S_i は i 番目フェーズのスプリット、 O_i は i 番目フェーズの相対オフセット ($O_1 \equiv 0$) である。フェーズ同志が重複してもよくまた、4フェーズ全部を必要としない場合には不要のフェーズのスプリットをゼロにして与えてもよい。

飽和交通量、待ち行列の最後尾の許容位置は、各信号ごとに各フェーズについて与える。

この計算に考慮されていないようななんらかの事情によって、ある特定の2信号間のオフセットの差を、初めに与える初期値のままに保たなければならないような場合には、任意にそのような条件を与えることができる。

さて、以上でネットワークの形状と各信号の条件とが定まったわけであるが、つぎにそのようなネットワークを交通がどのように流れているかを与えなければならない。

そのため、まず交通流の経路の単位として、流路という概念を導入する。流路とは常識的には交通の流れの筋道であり、これを方向別に考えることによって、一方通行道路と2方向道路との区別をすることができる。ひとつの流路は枝分れのない、各一つの始点と終点とを持つひとつの交通流の経路である。流路の途中には、他の流路または他の施設との間の流入出、合分流交通があるため、流路の始終点の交通量は必ずしも等しくない。ある流路の始点への到着交通は、系外からの到着交通(前述。一様流または任意の波形)であっても、あるいは他の任意個の流路の終点または途中の点からの流出交通の和であってもよい。

ネットワークをいくつかの流路に分解するしかたはまったく任意であるが、つぎの諸点に留意する必要がある。

i) できるだけ交通流の主流方向に沿って流路を設定すると都合がよい。

ii) 2方向通行区間は、対向する2つの流路を持つことになる。

iii) 図-5 および図-6 に示されるような到着交通の加算をする場合には、交差点 A をひとつの流路の終点とし、交差点 B を他の流路の始点として設定する。

各流路はつぎのような諸量によって規定される。

i) 流路始点における到着交通(量と密度波形)。

ii) 流路始点から順に終点までに経由する信号の番号。およびそれらの各信号においてその流路に沿う交通とその流路からはずれて流出する交通とがそれぞれ捌かれるフェーズの番号、およびそれらの各フェーズの飽和交通量と待ち行列最後尾の許容位置。

iii) 上記の各フェーズで捌かれた交通が、他の流路始点への到着交通（またはその一部）となる場合には、その到着交通の番号（波形で与える到着交通には付番しておく）。

iv) 流路上に沿ってひとつの信号からつぎの信号まで平均速度で走行するに要する時間。

v) 流路上のひとつの信号に到着する交通のうち、同じ流路上のつぎの信号に向かわないフェーズによって捌かれ、その流路から流出する交通の割合。

vi) 流路上のひとつの信号を、同じ流路上のつぎの信号へ向かって発進するが、しかしつぎの信号にまでは到達しないでその流路から流出する交通の割合。

vii) 流路上のひとつの信号とつぎの信号との間で、その流路に外から流入する交通の量（特別なフェーズで捌かれずに信号交差点において右左折して流入する交通も含む）。

4. オフセット パタンの計算法

(1) 逐次近似計算

これまでに述べた方法によって計算される遅れおよび停止回数の加重味を、ここでは損失と呼ぶことにしよう。

いま、 i 番目信号と j 番目信号にはさまれた k 番目単位区間 ($k; i, j$) において生ずる損失を考えてみる。 $i \rightarrow j$ 方向の交通が j 番目信号で生ずる損失は、 j 番目信号に到着する交通の密度波形と、 i 番目および j 番目信号のオフセット差とから決まる。そこで、一般に i 番目信号のオフセット（正確には、 i 番目信号の1番目フェーズのオフセット）を x_i とするとき、

$$r_k = x_i - x_j \dots\dots\dots (6)$$

を単位区間 ($k; i, j$) の相対オフセットと定義しよう。そうすると、

$$L_{ij} = L_{ij}(I_{ij}, r_k) \dots\dots\dots (7)$$

ここに、 L_{ij} : $i \rightarrow j$ 方向の交通が j 番目信号で生ずる損失

I_{ij} : j 番目信号に到着する $i \rightarrow j$ 方向の交通の密度波形

r_k : 単位区間 ($k; i, j$) の相対オフセットと書くことができる。

L_{ij} はさらにその交通が j 番目信号に到達するまでに通過したすべての単位区間の相対オフセットから定まるのであるが、その関数形を一般的には表現できない。しかし、 l なる単位区間の相対オフセット r_l が L_{ij} に与える影響は、 l が k から離れているほど小さいと考えられる。それは、 L_{ij} が、関係する単位区間の相対オフセットのほかに、流出入交通や速度分布の効果などの、固定した平均化作用を受けることから説明できる。

また、 L_{ij} の変域は、交通量が多いほど、すなわち飽

和度が高いほど小となり、飽和交通量の場合（正確には i 番目信号において飽和に達した場合）には、 L_{ij} にはもはや変域はなく、常に単一の飽和長方形波となってしまう。

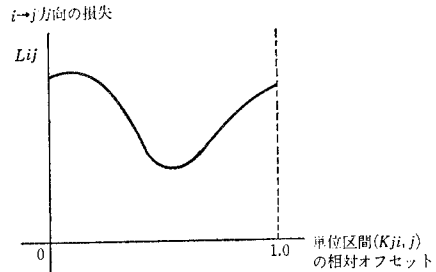
L_{ij} を変数として扱わず、長方形波とか山形波とかのある一定の波形と仮定する手法は、 L_{ij} に関する上記のような性質からはある程度までは現実的に正当化されるが、往々にして実際的でない解を与えることは前述のとおりである。そこで、ここではつぎのような方法によっている。

L_{ij} は、オフセット パタンの関数として一般的には表現できないが、しかしオフセット パタンが与えられれば L_{ij} を計算することはできる。ある与えられたオフセット パタンについての L_{ij} を求め、 L_{ij} をその状態で固定した場合の損失 L_{ij} は、式 (7) から、

$$L_{ij} = L_{ij}(I_{ij}, r_k) = L_{ij}(r_k) \dots\dots\dots (8)$$

であり、図-7のような曲線（極小点が1つであるとは限らないが）となるであろう。

図-7 単位区間 (K_{ji}, j) の相対オフセットと $i \rightarrow j$ 方向の損失 L_{ij} の関係



$j \rightarrow i$ 方向交通が i 番目信号で生ずる損失 L_{ji} についても同様の考え方から、 L_{ji} をある与えられたオフセットパタンにおける I_{ji} で固定したとすれば、

$$L_{ji} = L_{ji}(I_{ji}, r_k) = L_{ji}(r_k) \dots\dots\dots (9)$$

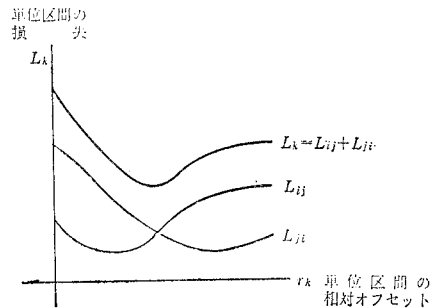
となり、単位区間 ($k; i, j$) で生ずる総損失 L_k は、

$$L_k = L_{ij} + L_{ji} = L_k(r_k) \dots\dots\dots (10)$$

と書くことができ、図-8のような曲線を考えることができる。

系内のすべての単位区間について、図-8のような曲線形が求められれば、各信号における到着交通密度波形

図-8 単位区間損失と相対オフセットとの関係



I が変わらないという仮定が成り立てば最適であるはずの各单位区間の相対オフセットを求めることができる。しかしそのようにして新たに定められたオフセットパターンが、すでに各 I を計算したときのオフセットパターンと同じでなければ、図-8 の曲線形も、したがって最適点も始めに求めたものとは異なっていることになる。

新たに得られたオフセットパターンについて、各单位区間での損失と相対オフセットとの関係を再び求め、その関係に基づいてさらに第3のオフセットパターンを求めるという手続きをくり返すことによって、到着交通密度波形1を固定したことによる誤差をある程度までは補正することができる。問題は収束性であるが、これについては後に考察しよう。

ここでは、各单位区間の相対オフセットを連続量としてではなく、間隔 p なる m 個の格子点上の離散的な値域で取り扱い、逐次 p を小さくして行き、所要の精度までくり返すという方法によっている。格子の間隔 p の値として、第1回目にはサイクル長の50%、以下第2回目以降第5回目までそれぞれ順に、24, 12, 6, 2% を選んでいる。この数列は、公比を $1/2$ として、計算上の都合からオフセットの最小単位を2%としたことから定まったものである。格子点の数 m としては、 $p=50\%$ の場合には、現在値 $+0 \cdot p$ 、現在値 $+1 \cdot p$ の2個で1サイクルをカバーできるので $m=2$ であり、 $p=50\%$ の場合には、現在値 $+0 \cdot p$ 、現在値 $+1 \cdot p$ 、現在値 $+2 \cdot p$ の5個をとり、 $m=5$ である。ここに、現在値とは、到着交通密度波形を求めるのに用いたオフセットパターンにおける各单位区間の相対オフセットである。少数の格子点をこのように常に現在値の両側に同じ個数だけ選ぶことによって、新たなオフセットパターンが得られるたびに格子点もそれにともなって移動させることができ、相対オフセットの変域を拘束せずに、収束性と計算時間との点で有利にすることができる。

(2) 新たなオフセットパタンの解法

各单位区間について、 m 個の格子点上の相対オフセットに対する損失の値が求められてから、到着交通密度波形に関する前述の仮定のもとでの最適オフセットパターンを求める方法について考える。

本区間については、各单位区間の最小損失相対オフセットを順に端部から加算して行くことによって簡単に各信号の絶対オフセットを求めることができる。

核点区間の場合には、閉ループにおけるオフセット閉合条件を満足しなければならないので、事情はあまり単純ではない。

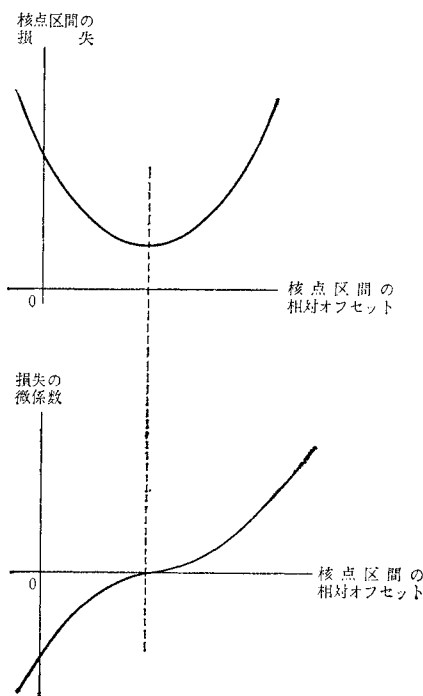
そのために、まず、核点区間 ($k; i, j; l, m, n, \dots$) において、 i 番目信号と j 番目信号 (k 番目核点区間の始終点信号) のオフセット差 $x_i - x_j$ を核点区間の相対オフセットと名付け、各核点区間について、その核点区

間の相対オフセットと損失との関係を求める。このとき核点区間の相対オフセットも、各单位区間の場合と同様に間隔 p なる格子点上の離散量として取り扱い、その個数は $p=50\%$ の場合は2、 $p=25\%$ の場合は現在値の両側に各2個で計5、 $p=12\%$ の場合計9、 $p=6\%$ および $p=2\%$ の場合計11である。核点区間の相対オフセットの各値について、その核点区間での損失を最小にするような、その核点区間を構成する各单位区間の相対オフセットを決めることはダイナミックプログラミングにおける一次元配分過程の列挙的解法によって容易に行なうことができる。

このようにして得られた、各核点区間の相対オフセットと損失との関係が、もし常に図-9のような形、すなわち、微係数の絶対量が損失の最小点に近いほど小さいという傾向であれば、核点信号をひとつずつ、その核点信号について損失最小となるように、それぞれの絶対オフセットを移動する操作をくり返すことによって、閉ループ系全体の損失が最小となるようなオフセットパターンを求めることができる。それはちょうど、フックの法則にしたがう部材から成る不静定格子について、エネルギーが最小になるような各格子点位置を決めることに相当する。

ところが実際には、核点区間における損失と相対オフセットとの関係は、常に図-9に示されるような形であるという保障はない。しかも、損失は相対オフセットに対して、信号の1サイクル長を周期とする周期関数であるから、相対オフセットの格子間隔 p がサイクル長の

図-9 損失-相対オフセットの関係の1パターン



50%である場合には、損失—相対オフセット曲線上の2点しか定まらない。

そこで、ここではつぎのような列挙的な方法によって閉ループ系の損失最小オフセットパターンを求めることとした。

いま、

($k; i, j$) = i 番目および j 番目核点信号を両端末とする核点区間

$a_{ij} = (k; i, j)$ において、 i 番目核点信号のオフセットを p だけ遅らせ、 j 番目核点信号のオフセットを変えない場合の利得、すなわち ($k; i, j$) における損失の減少分。

$b_{ij} = (k; i, j)$ において、 i 番目核点信号のオフセットを p だけ進ませ、 j 番目核点信号のオフセットを変えない場合の利得。

とすると、

$$b_{ij} = a_{ij}$$

であるから、 a_{ij} と b_{ij} のいずれか一方を計算すればよいことになり、ここでは a_{ij} について考えることにする。そこで、

$$A = (a_{ij})$$

なる利得行列 A を考えると、($O; l, m$) なる核点区間が存在しないような l, m については a_{lm} も存在しないので、 A の中では空欄であり、値としてはゼロである。

利得行列 A において、第 i 行の合計

$$\sum_j a_{ij}$$

をとり、その値が正であれば、他の核点信号のオフセットを変えずに、 i 番目核点信号のオフセットを p だけ遅らせることによって $\sum_j a_{ij}$ だけの利得すなわち損失の減少であることを意味する。

そこで、 $\sum_j a_{ij} > 0$ となるような i 番目核点信号のオフセットを p だけ遅らせ、それに伴う利得行列 A の修正を行ない、また同様に $\sum_j a_{ij} > 0$ となるような l 番目信号のオフセットを p だけ遅らせるという操作をくり返すと、損失は無限に小さくはならないから、ついに、すべての i について $\sum_j a_{ij} \leq 0$ となる。

このように、すべての i について、

$$\sum_j a_{ij} \leq 0$$

となった状態では、どの核点信号もそれだけ単独でオフセットを変えてもはや利得がないことになる。しかし、核点区間で連結される2つまたはそれ以上の核点信号のオフセットを同時に変化させれば、利得がある可能性は残される。

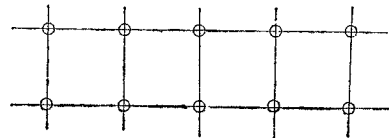
核点区間で連結される n 個の核点信号のオフセットを同時に p だけ遅らせた場合の利得を $\frac{z_{ijk\dots}}{n}$ とすると、

$$z_{ijk\dots} = \sum_{l=i,j,k\dots} \sum_{m=1}^N a_{lm} - \sum_{m=i,j,k\dots} a_{lm}$$

ここに、 N : 核点信号の総数

となる。 N 個の核点信号の中から n 個を選び出す組み合わせの数は、 n 個の核点信号が核点区間で連結されているという条件によって、 $N!/(N-n)!$ よりはかなり少なくなる。たとえば、 $n=2$ ならば、組み合わせの数は閉ループ系を構成する核点区間の数に等しい。図-10のような格子状系では $N=8$ であるが、 $n=2$ の場合の組み合わせの数は核点区間の数すなわち 10 通りである。

図-10 8個の核点信号より成る閉ループ系



$ijk\dots$ の n 個の組み合わせのすべてについて、 $z_{ijk\dots}$ が正であればその組の信号 $ijk\dots$ のオフセットを p だけ遅らせるという操作によって、すべての $z_{ijk\dots}$ が負になるようにすれば、 n 個の核点信号のオフセットを同時に遅らせることによる利得はもはやないという状態となる。いま、 n の最大値を、

$$n = \frac{N}{2} \quad N = \text{偶数のとき}$$

$$n = \frac{N+1}{2} \quad N = \text{奇数のとき}$$

にとつて、上述の操作によって $z_{ijk\dots}$ がすべて負になるようにオフセット移動をしながら、順に n を小さくして行き、 $n=2$ の場合についての操作を完了すれば、半数以下の数の信号の組のオフセットを同時に遅らせることによる利得はすべて得てしまった状態となる。

つぎに、 a_{ij} の代りに b_{ij} を用いて、上述の $n \geq 2$ についてと同じ操作を行なえば、閉ループ系全体の最大利得を得た状態となる。

核点信号のオフセットが定まったら、各核点区間の相対オフセットを求め、各相対オフセットについて最小損失を与えるような各単位区間の相対オフセット—すでに初めに求めてあり、表として記憶されている—を定める。

(3) 収束性

4.(2) に述べられた手続きによって得られた新しいオフセットパターンは、常に初期オフセットパターンより小さい損失を与えるという保障はない。その理由は、初めに述べたように、到着交通密度波形がオフセットパタンの関数であり、損失はオフセットパターンと到着交通密度波形とによって定まるものであるのに、新たに得られたオフセットパターンのもとでは到着交通密度波形が、そのオフセットパタンの最適性の根拠となった初期オフセットパターンにおけるものと、すでに異なっているからである。第 $i+1$ 次近似解が第 i 次近似解より

大きな損失を与えるという現象が、どのような条件下で生じ、その時の損失の差がどの程度になるかを明確にするためには、到着交通密度波形、相対オフセット、スプリット、フェーズ、飽和度の相互の関連について解析がなされなければならないのであるが、これも一般的に定量的解析を行なうことは容易ではなく、現在ではまだ十分なされていない。

そこで、ここでは、計算の便宜も考慮して、つぎのような方法によって逐次近似計算収束性を保っている。

いま、オフセットの刻み間隔 p_j についての計算において、

(i) 第 $i+1$ 次近似解が第 i 次近似解より小さな損失を与えたならば、第 $i+1$ 近似解を新たな初期オフセットパターンとして第 $i+2$ 次近似解を求める計算に移る。

(ii) 第 $i+1$ 次近似解が第 i 次または、 p_j についてそれ以前に得られたことのある解と等しければ、オフセットの刻み間隔 p_j における計算は終了し、それまでに得られたことのある解のうち、最小の損失を与える解を初期オフセットパターンとして、つぎの刻み間隔 p_{j+1} についての計算に移る。

(iii) 第 i 次近似解の与える損失を L^i とするとき、

$$L^i > L^{i-1} > L^{i-2} > \dots > L^{i-m}$$

なる関係にある場合は、上記 (ii) と同様の手続きにしたがって、つぎのオフセットの刻み間隔 p_{j+1} についての計算に移る。 m の値としては、計算時間の制約を考慮して、現プログラムでは $m=2$ としている。

5. む す び

以上に述べてきた計算法のフローチャートを図-11に示す。

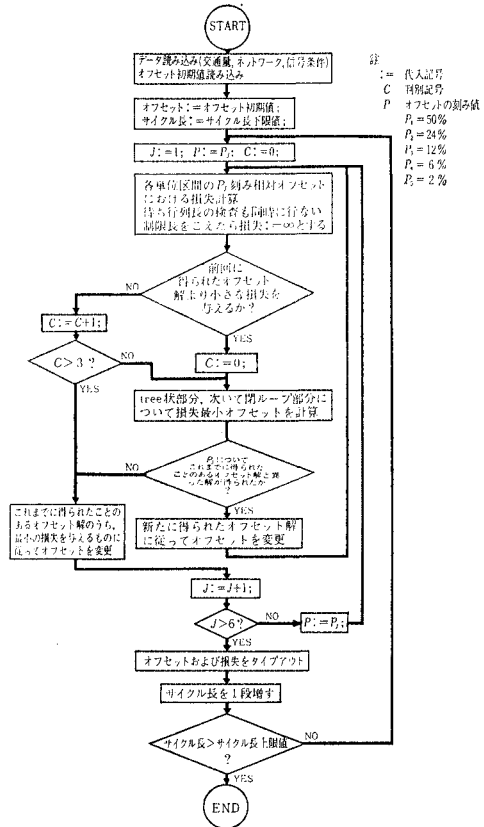
OKITAC 5090 H を用いて、東京銀座地区の 36 個の信号を含む格子状系について行なった計算では、ひとつの周期に対するオフセットパタンの解を得るのに、条件によって 150~180 分の計算時間を要した。

もとより、ここに述べた計算法は、系統制御におけるオンラインの計算機をリアルタイムで使用する、いわゆるプログラムフォーミングの制御を念頭に置いたものではなく、あらかじめいくつかの交通状況パターンに対応した制御パターンを用意して置いて、制御用のオンライン計算機は単に刻々の交通状況が初めに用意したいくつかのパタンのいずれに最も近いかを判別する、いわゆるプログラムセレクションの制御を対象とするものである。

したがって、計算時間の多少の短縮は、プログラムの改良によって可能ではあるが、短時間で計算できるということは本質的要求ではないものと考えている。

本計算法が持つ、常に最適解を得るという保障がないという欠陥は、実際に試算して求められたオフセット解

図-11 計算法フローチャート



に関する限りでは、致命的とは思われなかった。現実との合致を実用上失うことなしに、この欠陥を取り除いた解法を見出すことは非常に困難と考えられる。

参考文献

- 1) 越 正毅: 交通信号の路線系統化について, 道路, 1965年5月号, pp. 354-362
- 2) 高田 弘・栗本 謙: 系統信号方式による街路交通制御に関する一考察, 土木学会論文集, 第124号, pp. 11-20
- 3) 越 正毅: 信号系の最適オフセットパタンの近似解, 生産研究, 第18巻, 第13号, 研究速報, pp. 20-22
- 4) 埴 克郎・池之上慶一郎・有園 卓: 系統信号系での交通流のシミュレーションとその結果について, 科学警察研究所報告, 交通編, 第6巻, 第1号
- 5) 猪瀬 博・藤崎博也・浜田 喬: 一連の交差点における交通流の待合せおよび信号機制御, 東京大学工学部総合試験所年報, 第24年, 第1号(1965)
- 6) 猪瀬 博・藤崎博也・浜田 喬: 道路網における交通流制御, 東京大学工学部総合試験所年報, 第24号, 第2号
- 7) 猪瀬 博・藤崎博也・浜田 喬: 道路交通管制, 電気学会誌, Vol. 86-11, No. 938, pp. 18-29
- 8) 油本暢男・土井康継・長井 撰: 道路交通線制御のシミュレーション, 昭和41年度電気通信学会全国大会
- 9) 油本暢男・荒牧 達・土井康継・北村武次: 交差点交通流のシミュレーション(III), 昭和41年度電気通信学会全国大会
- 10) 明神 証・泉 保佑: 信号交差点網のシミュレーション, 土木学会第21回年次学術講演会
- 11) B. Wehner: General Report on Theme V: Area Traffic Control, Eith International Study Week in Traffic Engineering
- 12) J.T. Morgan, J.D.C. Little: Synchronizing Traffic Signals for Maximal Band width, Operations Research Dec. 1964, pp. 896-912

(1967. 3. 17・受付)

土木学会論文集編集委員

委員長 ○西村俊夫
 委員 青木康三
 “ 赤塚雄一
 “ 秋山政成
 “ 阿部博俊
 “ 岩井武一
 “ 宇都馬純
 “ 岡田明郎
 “ 奥村樹浩
 “ 川崎浩司
 委員兼幹事 西脇威夫

副委員長 ○鶴 祐之
 委員 柏谷 衛
 “ 神田 徳
 “ ○神工 尚
 “ 国藤 哲
 “ 神是 隆
 “ 合田 良
 “ 沢田 健
 “ 桜井 彰
 “ 清水 影
 “ 清 水 佐

○印部会長

委員 須田 熙
 “ 田中 淳七郎
 “ 丹保 憲
 “ 高野 仁博
 “ 塚山 隆一
 “ 戸村 英夫
 “ 中野 昭
 “ 西山 啓
 “ 中村 和利
 “ 二重 主税

委員 沼田 淳
 “ 伯服 元
 “ 福部 昌太郎
 “ 前本 晴士
 “ 松浦 幸雄
 “ 三田 真滿
 “ 宮由 一英
 “ 宮田 尚彦
 “ ○山 口 樹

昭和 42 年 11 月 15 日 印刷
 昭和 42 年 11 月 20 日 発行

土木学会論文集 第 147 号

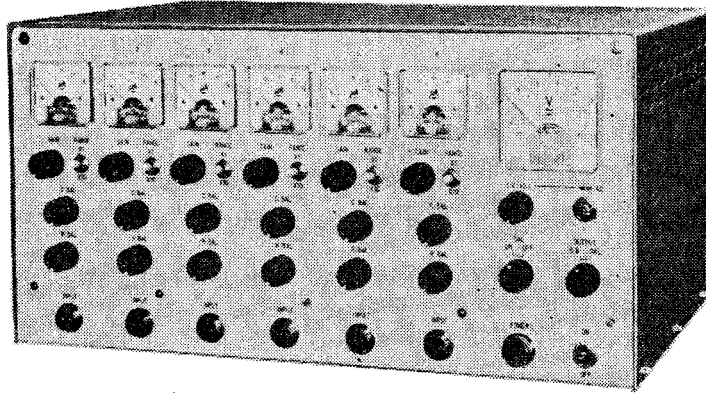
定価 200 円 (〒 20 円)

編集兼発行者 東京都新宿区四谷一丁目
 印刷者 東京都港区赤坂 1-3-6

社団法人 土木学会 羽田 巖
 株式会社 技報堂 大沼 正吉

発行所 社団法人 土 木 学 会 振替東京 16828 番
 東京都新宿郵便局区内 新宿区四谷一丁目 電話 (351) 代表 5138 番

水理実験波高解析にどうぞ!!



(CA-101型 水位計増幅器)

- ☆波高計(抵抗式)と記録器をつなげばOK
- ☆簡単な取扱いで直線性良好
- ☆価格低廉
- ☆豊富な納入実績を持っています

カタログ請求先

計測技研株式会社

東京都武蔵野市中町3丁目29番地19号

TEL (0422) (51) 8958

MARUI

短時間 厚さ及び構造物の弾性係数が判定 できる

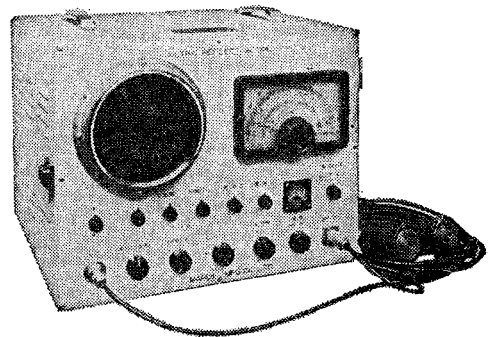
- ① 時間の節約になります (時代に即応)
- ② 正確な判断の参考資料となります
- ③ 無破壊で常に測定出来ます

用 途

- 型枠取除き判定 (経済助力となる)
- タム・コンクリート等の品質管理
- 道路隧道の厚さ及びボイドの判定
- コンクリートの経年変化・強度の推定等

営業品目

セメント・コンクリート・土質・アスファルト
水理各試験機・無破壊試験器・計量器・各種材料試験機



超音波反射測定器



株式会社

丸井製作所

本社 大阪市城東区蒲生町4-10番地
電話 大阪 931-3541 番(代表)
東京出張所 東京都港区西新橋3-9-5(吉田ビル)
電話 東京 431-7563 番

PARTNER K12 パートナー エンジンカッター 切る

■誰でも切れる

スターターを引張るだけで誰にでも簡単にエンジンがかけられます。切断作業は一人で行い、特別の熟練を要しません。

■どこでも切れる

小型で軽量ですから持ち運びに至便です。その割に馬力は強く、どのような姿勢でも操作出来、どこでも切れます。

■何でも切れる

鉄、コンクリート、その他何でも切れます。ヒューム管、土管、鉄骨、鉄筋など土木建設、その他種々の業務の切断作業に威力を発揮します。

■はやく切れる

例えばコンクリート道路で3cmの深さ、15mの長さに要する切断時間はわずか約15分です。

■きれいに切れる

切口はきれいに切れます。切断作業の後バリトリとか仕上とかの必要はほとんどありません。

■安全に切れる

特にパートナーカッター用に製作したディスクを用いておりますので切断作業は極めて安全且、迅速に行えます。



- 鋳 鉄 管
- ダ ク タ イ ル 管
- ヒ ュ ー ム 管
- 道 路
- ワ イ ヤ ー ・ ケ ー ブ ル

日本アレン機械部

東京都豊島区巢鴨7丁目1875番地 TEL(944)1711(代)
本社 東京都千代田区内神田2丁目4-4 TEL(256)6551(代)
大阪支店 大阪市北区牛丸町55東洋ビル内 TEL(312)4571(代)
福岡営業所 福岡市露町149 TEL(53)1515
広島営業所 広島市三川町10-13 TEL(47)6351
北海道出張所 北海道苫小牧市音羽町13の11 TEL(苫小牧)5016