IV-54　交差点信号を考慮した交通配分手法について

岐阜大学工学部　学生員　塚本泰史
岐阜大学工学部　正　員　宮城俊彦
岐阜大学工学部　正　員　加藤　晃

1．はじめに

交通配分手法は、数理計画手法の応用によってかなり高い精度で等時間配分パターンを構成できるまでに発展してきた。しかし，交差点の扱いについては，まだ不十分であり，特に信号遅れをどのように組み込むかという点ではまだ研究の余地が残されている。都市内の自動車走行に関し，その遅れの大半は信号での待ち時間による遅れであり，したがって，人が最短経路を選択するとする交通行動仮説は単にリンク走行の混雑遅れだけでなく交差点での遅れをも含んだ形に拡張されるべきであろう。本研究では、信号のパラメーター決定と交通量配分を同時に行なうことを主眼としているが，問題を単純化するために２現示の単独交差点のみを考慮している。この場合，交差点での遅れは，サイクル長とスプリットの関数となるが，これらは予測された交通量に基づいて決定される。したがって、配分における最短経路探索は、信号パラメーターが与えられないことには、実行することができない。しかも，当該リンクの遅れは、従来の配分法で取扱っているように当該リンクの交通量のみによって決定されるのではなく，他のリンク交通量にも影響を受ける。一方、信号パラメーターの決定に必要となる交通量は，配分によって与えられるので，これらを同時に決定する必要が出てくる。こうした問題は，Allsop[1]やGartner[2]等によって提案されたが，ここではGartner流に問題を定式化し，その解法について考察する。

2．交差点信号を考慮した交通配分手法の定式化

一般に、配分問題は次のように定式化される。

〔P.1〕 $\mathrm{Min}\ F_1(f_j)=\begin{cases}\sum_{j\in L}\int_0^{f_j} C_j(x)\,dx\\ \text{あるいは}\ \sum_{j\in L} f_j\cdot C_j(f_j)\end{cases}$　(1)

$f_j=\sum_k\sum_p \delta_{jp}^k X_p^k$　(2)

$X^k=\sum_p X_p^k$　(3)

$X_p^k\geq 0$　(4)

ここで　f_j：リンク j の交通量

X_p^k：ODペアkのP番目のルート交通量
X^k：ODペアkの分布交通量
C_j：リンク遅れ関数
L：道路リンクの集合

$\delta_{jp}=\begin{cases}1：\text{リンク}j\text{がODペアkのP番目のルートに存在する時}\\ 0：\text{それ以外}\end{cases}$

また，単独交差点における信号パラメーター設定の基準には総遅れ最小化を用いるものとすると，

〔P.2〕 $\mathrm{Min}\ F_2(f_j)=\sum_{j\in M} d_j\cdot f_j$　(5)

$g_1+g_2+L/C=1$　(6)

$g_1:g_2=y_1:y_2$　(7)

ただし，$y=f/S$　(8)

ここで　d_j：交差点遅れ関数

g_i：i番目の現示のスプリット
f_j：i番目現示のj流入部における交通量
L：損失時間
C：サイクル長
S：飽和交通量
M：交差流入部リンクの集合

となる。ここで、サイクル長，損失時間は与えられているものとし，また，交差点での遅れモデルには，次式のようなウェブスターモデルを用いる。

$$d_j=0.9\left[\frac{C(1-g_i)^2}{2(1-f_j/S)}+\frac{3600\,Z_j^2}{2f_j(1-Z_j)}\right]\ (\mathrm{sec})\qquad(9)$$

ここで，Z_j：j流入部の飽和度

ところで，スプリットと飽和度の関係式を変形し，式(9)に代入することによって[P.2]の交差点遅れ問題は、交通量の関数となる。したがって，解くべき問題は次のようになる。

$$[\mathrm{P.3}]\quad \mathrm{Min}\ F_3(f_j)=\sum_{j\in L}\int_0^{f_j}c_j(x)\,dx+\sum_{j\in M}d_j f_j \qquad (10)$$

$$f_j=\sum_k\sum_p\delta_{jp}^k X_p^k,\quad X^k=\sum_p X_p^k,\quad X_p^k\geq 0$$

$$g_1+g_2+L/C=1,\quad g_1:g_2=y_1:y_2$$

$$f_j\leq u_j,\quad ここに\ u_j=Sg_i\quad (j\in M)$$

3．配分交通量とスプリットの同時決定アルゴリズム

[P.3]は，容量制約つき均衡問題となっているが，この解法にはDaganzoの方法[3]を適用することができる。Daganzoの方法は次のように説明することができる。すなわち，今，実行可能解$f^{(0)}$が求まっているものとしよう。このとき，新しい解$f^{(k+1)}$を得るためには，Frank-wolfeの分解原理により，all-or-nothing法によって求めた値$y^{(k)}$と前の回で得られた解$f^{(k)}$を線形結合すればよい。しかし，$f^{(k+1)}\leq u$でなければならないから，

$$f_j^{(k)}+\bar{\alpha}(y_j^{(k)}-f_j^{(k)})\leq u_j \qquad (11)$$

よって

$$\bar{\alpha}\leq\min_{f_j\leq y_j}\frac{u_j-f_j}{y_j-f_j} \qquad (12)$$

したがって，線形結合に用いられるパラメーターαは，$\bar{\alpha}$を超えてはならないので，

$$0\leq\alpha\leq\min[1,\ \bar{\alpha}] \qquad (13)$$

このように，Daganzoの方法は，初期実行可能解$f^{(0)}$が与えられたならば，常に容量制約を満たすように解を改善していく内点法である。ところで，この方法は初期解$f^{(0)}$が与えられていることが前提であるが，$f^{(0)}$の求め方も上述の方法と同様のアルゴリズムによって得られる.

(1) $c_j(0)$に基づいて，all-or-nothing法によって初期配分量$y_j^{(0)}$をもとめる。

(2) $u_j<y_j^{(k)}$となるリンクに対してはその走行時間を$c_j=\infty$とおく。その他のリンクの走行時間は$c_j(0)$のままとする。

(3) 新たに最短経路探索を行ない，$y_j^{(k)}$をもとめ，$y_j^{(k)}$と$y_j^{(k-1)}$とを線形結合させる。このときのパラメーター決定手順は上述のようである。

上の手順(2)，(3)を繰り返し，すべてのリンクについて，$y_j<u_j$となったならば，これが得られた初期解である。

4．結論

ピーク時交通量は日交通量の1割として，岐阜市ネットワーク(ノード数172，リンク数550，信号交差点数16，域内ゾーン36，域外ゾーン12)に適用した。その結果として(1)交差点信号を考慮した配分手法は信号を考慮しない場合よりも実測交通量との適合度がよい，(2)スプリットを交通量により変化させたほうがスプリット固定より目的関数の値が小さくなる。(3)一定の周期に対して，周期の一割程度の損失時間を入れた方が損失時間0の場合よりも実測値との適合度がよい等が挙げられる。今後の方向としては，最適周期長もあわせて検討するようにし，また，スプリットの最大，最小にも制約条件等を含めることが考えられる。しかし，配分問題をOD交通量の経路制御にまで発展させるためには，オフセットを考慮することが重要であり，また、今後の課題であるピーク時交通量の負荷方法についてもさらに精密な研究が望まれる。

5．参考文献

1) Allsop, Some possibilities for using traffic control to influence trip distribution and route choice
2) Gartner, Analysis and control of transportation networks by Frank-Wolfe decomposition
3) Daganzo, On the traffic assignment problem with flow dependent costs - I