均衡理論を用いた街路ネットワークのタイムシェアリング制御

信州大学工学部　正会員　奥谷　巖　　学生員　○鹿野　俊生

1．はじめに　近年、我が国における自動車保有台数は著しく増加している。それに比べ、都市の道路整備はあまり進められておらず、狭隘な道路が大部分という現状である。そのため、自動車交通が集中する都心部においては、交通需要が街路網の交通容量を上回り、慢性的な交通渋滞がおきている。

従来の交通規則、および信号制御などの機械的手段では、交通混雑がある一定水準に至るまで、車を円滑に処理できるが、一旦交通渋滞が発生すると、それだけでは車を処理しきれなくなる。つまり、任意時刻に自動車の交通発生が可能である限り、交通渋滞を解消し、円滑な交通流を得ることは困難である。

そこで、本研究では、ある単位時間をいくつかの時間帯（フェーズ）に分け、各時間帯ごとに指定された交差しないＯＤペアのみ流れることが許されるという制御方式について考えてみる。

このような制御方式のもとでは、一旦発生を許された車はノンストップで流れることができ、従来よりも短時間で吸収地点に到着することができる。ここでは、とくにドライバーが最短経路を選択するという均衡理論に基づいた制御方式（タイムシェアリング制御）について、小規模ネットワークを対象とした計算例を示しながら、基礎的な考察を行うこととする。

2．均衡理論　ＯＤｉのフェーズｋにおけるタイムシェアリング制御時の交通需要$q^i(k)$(台/分)が、制御により発生を制限されることから生ずる待ち時間と、当該フェーズｋにおける経路所要時間を効用とした、ランダム効用理論に基づくロジットモデルに従うものとすると、$q^i(k)$は以下のようにして求められる。まず始めに、非制御時ではフェーズｍで発生していた車が、制御によりフェーズｎで発生を余儀なくされた場合の、平均的loss time は次のようになる。

$$U_{mn}{}^i=\beta\ \{(m-n)\tau+u^i(n)/2\}\quad :\quad m-n\geqq 0 \tag{1}$$

$$U_{mn}{}^i=\alpha\ \{(n-m)\tau-u^i(n)/2\}\quad :\quad m-n<0 \tag{2}$$

ここに、τは各フェーズの時間帯長さ、$u^i(n)$ はフェーズｎにおけるＯＤｉの最短経路所要時間である。また (1) の場合$(m-n\geqq 0)$，すなわち発生が早められた場合はloss time にβなるウエイトを，(2) の場合$(m-n<0)$，すなわち発生が遅らせられた真の意味での待ち時間が発生する場合はloss time にαなるウエイトを，それぞれかけることによって平均的なloss time を評価するようにしている。これより，各フェーズごとの制御時における交通需要を次のように表す。

$$q^i(k)=1/\{\tau-u^i(k)\}*\sum_{m=1}^{k}Q^i(m)*\left[\mathrm{EXP}\{-\theta(u^i(k)+U_{mk}{}^i)\}/\sum_{n=1}^{k}\mathrm{EXP}\{-\theta(u^i(n)+U_{mn}{}^i)\}\right] \tag{3}$$

ここに　ｋはフェーズ数で、$Q^i(m)$ はフェーズｍにおけるＯＤｉの非制御時交通需要(台)である。また(3)式において、各フェーズで車が発生を許される時間を、$\tau-u^i(k)$としているが、これはＯＤｉについては、少なくとも $u^i(k)$たたないと、全車が目的地に吸収しきらないため、発生許容時間を次の時間帯より $u^i(k)$だけ早い時間で打ち切っているからである。(3) 式の両辺に$(\tau-u^i(k))$を乗じ、$S^i(k)=q^i(k)\{\tau-u^i(k)\}$ とすると、それは経路所要時間のみを効用としたロジットモデルによって次式のように表すことができる。

$$S^i(k)=\bar{Q}^i\cdot\mathrm{EXP}\{-\bar{\theta}\cdot u^i(k)\}/\sum_{m=1}^{k}\mathrm{EXP}\{-\bar{\theta}\cdot u^i(m)\} \tag{4}$$

ここに、$\bar{Q}^i$は非制御時におけるＯＤｉの総交通需要であり、$\sum_{k=1}^{k}Q^i(k)$ に等しい。(4) 式のパラメータ$\bar{\theta}$は，$q^i(k)$、$u^i(k)$が与えられた場合に、(4) 式と$q^i(k)\{\tau-u^i(k)\}$ が等しいとおいた時の，等式を満たす定数として定められる。また(4) 式において，$k=1$ の場合に$u^i(1)$ について解くと次のようになる。

$$u^i(1)=1/\bar{\theta}\cdot\log\left[\{\bar{Q}^i-S^i(1)\}/S^i(1)\right]-1/\bar{\theta}\cdot\log\sum_{k=2}^{k}\mathrm{EXP}\{-\bar{\theta}\cdot u^i(k)\} \tag{5}$$

(5) 式は逆需要関数を表している。さらに，$\bar{Q}^i=S^i(1)+S^i(2)+\cdots+S^i(k)$ であり，$\tilde{Q}^i=S^i(2)+S^i(3)+\cdots+S^i(k)$ とおくと，$S^i(1)=\bar{Q}^i-\tilde{Q}^i$と表すことができ，これを(5) 式に代入すると，次のようになる。

$$W^i(\tilde{Q}^i)=1/\bar{\theta}\cdot\log\{\tilde{Q}^i/(\bar{Q}^i-\tilde{Q}^i)\}-1/\bar{\theta}\cdot\log\sum_{k=2}^{K}\exp\{-\bar{\theta}\cdot u^i(k)\} \qquad (6)$$

ここで、$\tilde{Q}^i$は$\tilde{Q}^i=\bar{Q}^i-\dot{S}^i(1)$ より、$S^i(1)$ の上限値$\bar{Q}^i$までの余裕を表している。したがって、(6) 式は$\tilde{Q}^i$を変数とする関数で超過需要関数を表している。以上のことより、タイムシェアリング制御による、均衡流を求める目的関数を次のように定めることができる。

$$\min z(x,\tilde{Q})=\sum_{k=1}^{K}\sum_j\int_0^{Xj(k)}\tilde{C}j(x)\,dx+\sum_j\int_0^{\tilde{Q}^i}\Big[1/\bar{\theta}\cdot\log\{x/(\bar{Q}^i-x)\}-1/\bar{\theta}\cdot\log\sum_{k=2}^{K}EXP(-\bar{\theta}\cdot u^i(k))$$
$$-u^i(1)+u^i(1)/(\tau-u^i(1))-\sum_{k=2}^{K}\{u^i(k)/(\tau-u^i(k))*EXP(-\bar{\theta}\cdot u^i(k))/\sum_{k=2}^{K}EXP(-\bar{\theta}\cdot u^i(k))\}\Big]dx \qquad (7)$$

制約条件 $\sum_p x_p{}^i(1)=(\bar{Q}^i-\tilde{Q}^i)/(\tau-u^i(1))$ (8)

$\sum_p x_p{}^i(k)=\tilde{Q}^i/(\tau-u^i(k))*EXP(-\bar{\theta}\cdot u^i(k))/\sum_{L=2}^{K}EXP(-\bar{\theta}\cdot u^i(L))$ (9)

$Xj(k)$ ：第kフェーズにおけるリンク交通量

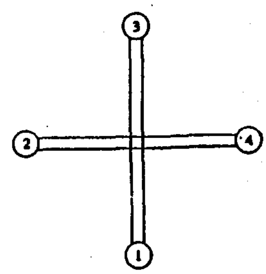
$x_p{}^i(1)$：第kフェーズにおけるＯＤｉ，経路ｐの経路交通量

ここで、$\tilde{C}j(x)$ はリンクｊの交通量$Xj(k)$ 以外の変数を固定した走行時間関数を表している。

3．適用例

今回は、計算例としてフェーズ4、時間帯長さτ=１５(分) とし，図－１に示すような片側１車線の簡単なネットワークを使用した。また，リンク走行時間関数として，BPR により与えられる次式を使用した。 $t_j=t_j{}^0(1.0+\alpha(x_j/C_j)^{\beta})$ (10)

なお，ここでは，$t_j{}^0$ はリンクｊにまったく車が流れていないときの所要時間で，Cjはリンクｊの交通容量を表し，α=0.15，β=4.0 とする。今回の計算では，リンク所要時間の計算をするにあたり，交差，合流をする場合には，(10)式に定数が加えられ，所要時間が多少増えるようになっている。また，比較の対象として信号制御時の計算も行ったが，これは，各ＯＤごとに経路は従来の左側通行の１本だけとし，さらにリンク所要時間の計算においては，合流，交差は一切考えず，左折，右折する際に(10)式に定数が加えられるようになっている。

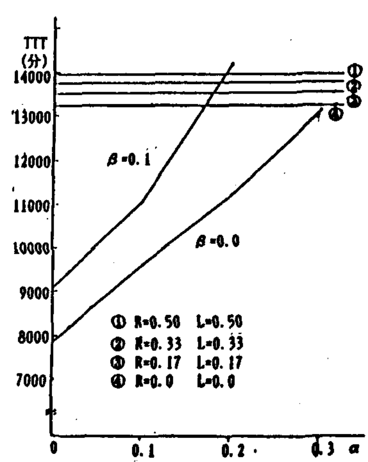


図－1

交通容量は①↔③方向が1560(台/時) ②↔④方向が 1320(台/時)としてある

4．結果の検討

評価の方法として，ここではトータルトラベルタイム(Total Travel Time 以後TTT)を用いることとする。また，loss time におけるパラメータα，βとTTT との関係，および信号制御時のTTT を図－２に示す。β=0すなわち発生を早められた場合，loss timeにβなるウエイトをかけないとした時にはα=0.3 すなわち，発生を遅らされた場合にloss time に３割のウエイトをかけるとした場合も信号制御時よりTTT が小さい。特に$\alpha=\beta$=0 の時，すなわち制御の情報をあらかじめ知ることにより待ち時間を有効に使用することができ，発生を早められたり遅くされたことによる待ち時間がloss time ではなくなる場合は、TTT が信号制御時の半分近くになっており，かなり良い結果となっている。また，β=0.1の場合はβ=0の時より大きい値を得ているが，α=0.1の時までは信号制御時よりTTT が小さいことがわかる。



図－2

5．まとめ

計算の結果，待ち時間におけるloss time にかけるウエイトが小さいほどTTT が小さいが，これは，各ドライバーが制御の情報をあらかじめ知ることにより得られる値であり，その時TTT は，信号制御時よりも小さい値をとり，タイムシェアリング制御することにより円滑な流れが得られたと言える。