新規準による過飽和単独交差点の信号周期・スプリットの決定法

信州大学工学部　正員　奥谷　巌
信州大学工学部　学生員○三井達郎

1．まえがき

近年、交通量の著しい増加により過飽和状態を呈するような交差点が増えてきたが、このような交差点を対象とした信号周期・スプリットの決定法については極く僅かの研究例がみられるだけである。そしてこれらの研究においては、主として交通捌け量最大化規準が用いられており、そのために合理的最適解を求めることに関しては、理論的にやや不明瞭な点がある。以上のことから、本稿では遅れ時間最小化規準を導入した過飽和単独交差点を対象とする新しい決定方法について考えてみる。

2、決定過程

対象交差点および現示パターンを図-1に示す。最初に記号を次のように定義する。

G_i，C_i，Q_i ：流入部[i]の青信号時間，交通容量および交通需要量．

T：信号周期　　L：1周期当りのロス時間

○第Ⅰ段階（交通捌け量最大化規準）

まず、各流入部においてムダな青信号を出さないこと、つまり最大限交通量を続て捌くだけの青信号時間を与えれば十分であろうということを前提とすれば各流入部において交通需要量と捌け量の関係から次の不等式が成立する。

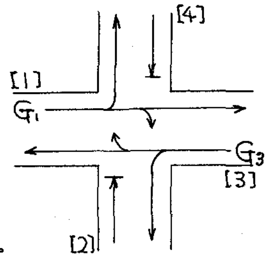
$$G_i \cdot C_i \leqq Q_i \cdot T \quad (i=1.2.3.4.) \qquad (1)$$

次に垂直方向と水平方向の青信号が同時に表示されてはならないことから

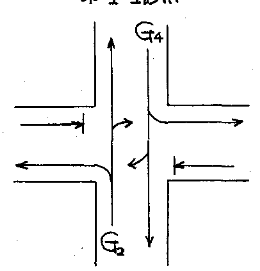
$$G_i + G_{i+1} \leqq T - L \quad (i=1,2,3,4 \quad G_5 = G_1) \qquad (2)$$

目的関数は単位時間当りの交通捌け量を最大にするという意味から次のように設定される。

$$F = \frac{1}{T}\sum_{i=1}^{4} C_i \cdot G_i \longrightarrow max \qquad (3)$$



第Ⅰ現示



第Ⅱ現示

図-1　対象交差点

さて、第Ⅰおよび第Ⅱ現示におけるそれぞれ2つの流入交通のうち最大の正規化交通量をそれぞれ y_1，y_2 とする。すなわち、

$$y_1 = max(Q_1/C_1,\ Q_3/C_3) \qquad y_2 = max(Q_2/C_2,\ Q_4/C_4)$$

これより、この交差点の飽和度をYとすれば $Y = y_1 + y_2$ で表わされる。過飽和交差点においては $Y \geqq 1$ であり、この場合捌け量最大化規準によると、目的関数(3)はTの増加とともに漸増し停留値をとらない(図-2参照)したがって、このような場合における交通捌け量最大化規準による最適周期スプリットはともに理論上無限大となる。以上のことから、捌け量最大化規準によると過飽和交差点の場合周期・スプリットの決定は事実上不可能となる。このような場合の周期・スプリットの決定について遅れ時間を最小にするような規準を導入することを考え、捌け量最大化と遅れ時間最小化という

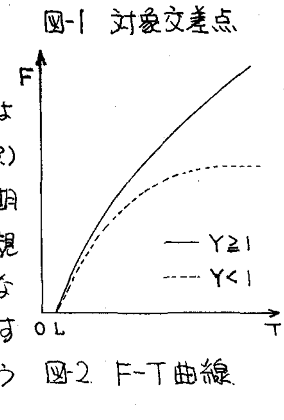


図-2　F-T曲線

2つの面からこの問題をとらえることを考える。

○第II段階（遅れ時間最小化規準の導入）

先に述べたように過飽和交差点においてはTの増加とともに交通捌け量は増加するが一方交通制御に関して不利な要因であるところの遅れ時間もある値以上のTに対してはTの増加に伴って増加していく。（図-3参照）したがって、多面的にこの問題をとらえてみると交通捌け量を最大にするという意味において最適な周期・スプリットが必ずしも他の要因に対して最適であるとはいえない。このような観点からこの段階では捌け量最大化と遅れ時間最小化という2つの最適化規準を考慮し，交通量がすべて捌ききれない流入部については、捌け量をできるだけ大きくし、一方交通量が捌ききれる流入部については、遅れ時間をできるだけ小さくするような周期・スプリットを決定する方法を考えてみる。まず次のような記号を新しく定義する。

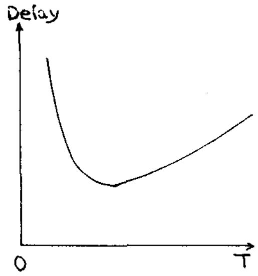


図-3 Delay-T曲線

T_n^*：経験的に定められる現実上の周期の最大値

T_0^*：Tの減少に伴い、T_n^* において捌ききれている流入部が捌ききれなくなるときのTの値

$G_i^*(T)$：あるTに対して第I段階（交通捌け量最大化規準）で求められた交通量がすべて捌ききれる流入部[i]の青信号時間

$G_j^{*u}(T)$：第I段階でまめられた交通量がすべて捌ききれていない流入部[j]の青信号時間（$j \neq i$）

さて、交通量をすべて捌ききることのできる流入部は確実に捌くものとすると

$$G_i \geq G_i^*(T) \qquad (4)$$

周期と青信号時間の関係から

$$G_k + G_{k+1} \leq T - L \qquad (k = 1, 2, 3, 4 \quad G_5 := G_1 \quad G_j := G_j^{*u}(T)) \qquad (5)$$

遅れ時間としてオールソップのものを用いれば、目的関数は次のように設定される。

$$F = \frac{\sum_{i=1}^{4}\left[\frac{Q_i C_i (T - G_i)^2}{2T(C_i - Q_i)} + \frac{Q_i^2 \cdot T^2}{2 C_i G_i (G_i - Q_i / C_i \cdot T)}\right]}{\sum_{j=1}^{4} G_j^{*u}(T) \cdot C_j} \longrightarrow \min \qquad (6)$$

以上の問題を $T_0^* \leq T \leq T_n^*$ の範囲で順次Tを与えて計算するものとする。ところでこの目的関数の分母は「すべて捌ききれない流入部からの流入交通量」，分子は「捌き得る流入部の総遅れ時間」を表わすものであり、したがってこの目的関数は便宜的なもので物理的には何の意味ももたない。しかしこのように目的関数を設定するとこれを小さくするということはすなわち捌ききれない流入部からの流入交通量をできるだけ多くしかつ捌き得る流入部の総遅れ時間をできるだけ小さくすることを意味するものと考えられる。ここでは、過飽和交差点の最適な周期・スプリットとしてこの目的関数を最小にするようなT、Gを採用することにする。

3. あとがき

ここで述べた方法によると従来の方法に比べより合理的に過飽和交差点の周期・スプリットが決定できる。また今回は単独交差点を対象としたが、過飽和交差点が点在する信号機群の制御についてもここで述べたことと同様な考え方が応用できると思われる。

[参考文献] 奥谷：過飽和交差点における信号周期・スプリットの決定法 50年土木学会中部支部講演概要集．市川．枝村：道路施設工学