□論 文□

도시 가로망 최적교통신호등 결정모형

都市 街路網에서의 最適交通信號燈 決定模型의 實用化에 關한 研究

실용화 관 연구

A Study on Optimal Traffic Signal Controls in Urban Street Networks

이 승 환

李 勝 煥

(亞洲大 教授)

目 次

ABSTRACT

Traffic signal control problems in urban street networks are formulated in two ways. In the formulations network flows are assumed to satisfy the user route choice criterion. The first formulation which is called implicit substiuation incorporates user route behavior implicitly in the objective function by recognizing the dependence of the link flows on the signal variables. On the other hands, the second one which is called 'penalty formulation' consists in expressing the route choice conditions in the form of a single nonlinear constraint.

Approximate solution algorithm for each of the formulations was investigated in detail and computer codes were written to examine key aspects of each algorithm. A test was done on a network which is small in size but sufficiently complex in representing real-world traffic conditions and the test result shows that both algorithms produce converged solutions. It is recommended, however, that further studies should be done in order to compare the performance of each algorithm more in depth.

Ⅰ. 序 論

1. 研究背景 및 目的

都市의 擴張과 機能의 多樣化는 交通需要를 유발하게 되고 특히 노면자동차 交通의 급격한 增加는 심각한 交通滯症 現象을 초래하게 된다. 이에 대한 對策으로 세계 각국은 交通統制에 가장 중요한 역할을 하는 교통신호 統制問題에 대한 研究를 활발히 진행시켜 왔다. 그 結果 1970年代에 TRANSYT〔1〕, SIGOPⅡ〔2〕, MITROP〔3〕 등 都市 街路網에서의 최적 신호등 결정을 위한 모형이 開發되어 널리 쓰여 왔다. 이 모형들은 效果를 測定하기 위하여 通行(또는 遲滯) 時間이나 通行車輛의 멈춤 回數 등의 形態로 된 遂行度 函數를 使用하고 있다. 그러나, 이 모

형들의 결점은 交通信號統制의 變更이 가로 利用者의 進路選擇에 미치는 影響을 考慮하지 않고 있는 점이다. 다시 말하면 이 모형들은 街路網內의 交通量을 變數로 取扱하지 않고, 어떤 時點에서 관측된 交通量을 各 街路의 固定된 交通量으로 하고, 이를 토대로 신호등 變數의 함수로서 各 街路의 通行時間 함수를 규정함으로써 얻어지는 遂行度 函數를 最小化 함으로써 최적 信號統制問題를 풀고 있다.

위와 같이 해서 얻어진 최적 信號統制計劃을 施行했을 때, 各 街路의 交通量은 變化하고 그러면 이미 設定된 信號時間은 더 이상 최적이 아닌 結果를 낳게 된다. 街路交通의 이러한 再配分 效果는 英國에서 행해진 일련의 地域 交通統制實驗〔4, 5〕에서 確認된 바 있다.

위와 같은 問題點을 解決하기 위하여 交通信號 設定過程에서 街路交通의 再配分效果를 考慮하기 위한 硏究가 시작되었으며 (Akcelik et al, 〔6〕, Tan 〔7〕, Gartner et al, 〔8〕), 최근에 보다 진전된 硏究結果가 發表되고 있다 (Marcotte 〔9〕, Fisk 〔10,11〕, Lee 〔12〕).

最適 交通信號 統制問題는 어떤 街路網 수행도 함수 (例 總 通行時間)가 最小가 되도록 街路網內의 신호등이 있는 交叉路의 信號時間을 決定하는 것이다. 이때 考慮되는 信號 變數는 信號週期, 方向別 녹색時間, 信號顯示方法 (Signal Phasing)과 옵셋 (Offsets)이 있다. 이상적인 최적해는 模型으로부터 구해지게 되는데, 그 模型으로부터 구해지게 되는데, 그 模型은 街路 利用者의 進路選擇 行態 (User Route Choice Behavior)를 制約式의 형태 또는 목적함수에 묵시적인 形態로 結合시키는 것이어야 한다. 이 경우 街路 利用者의 進路選擇 行態는 街路 交通量이 信號 變數에 따라 좌우되는 형태로 나타내어 진다.

本 硏究에서는 街路 이용자의 進路選擇行態를 묵시적으로 목적함수에 包含시키는 模型들에 대하여 지금까지 진행된 硏究 結果 (Fisk 〔10〕 및 Lee 〔12〕)를 檢討 分析하여 보다 실용적인 最適 交通信號 設定方案을 提示함에 硏究目的을 둔다.

2. 硏究範圍 및 接近方法

本 硏究에서 비교 분석하게 될 交通信號統制 模型은 Fisk 〔10〕와 Lee 〔12〕가 提示한 것으로, 前者는 街路 利用者의 進路選擇行態의 제약식을 罰金형태로 목적함수에 包含하고 있으며, 後者는 상기 제약식을 목적함수에 묵시적으로 導入한 경우이다. 前者의 경우 구축된 模型에 대하여 해를 얻기 위한 개괄적인 알고리즘이 提示된 바 있으며〔10〕, 이를 토대로 本 硏究期間동안 硏究의 一部로 現實的인 街路網 지체함수를 利用한 구체적인 알고리즘 硏究가 진행되었다〔13〕. 따라서 本 硏究에서는 상기 두 模型을 가상의 都市 街路網에 적용하여 그 결과를 檢討함으로써 解의 收斂性 여부와 各 模型의 長·短點 및 실용성 등을 比較 分析하여 최적 交通信號를 設定하는데 보다 실용적으로 使用할 수 있는 模型이나 해법은 무엇인가를 밝히고자 하였다.

本 硏究를 진행시킴에 있어 현실적인 여러가지 制約條件으로 인하여 信號 變數中 방향별 녹색시간만을 變數로 취하였고, 信號顯示方法中 二相統制(Two-Phase Control)를 그 硏究對象으로 하였다. 그러나 두 方法을 엄격히 比較 分析하기 위하여 考慮해야 될 諸般要素는 가급적 세밀한 部分까지 取扱하였다. 특히 試驗 對象이 될 街路網은 섬세한 구조를 갖도록 하였고, 模型에 현실성을 부각시키기 위하여 最近에 美國에서 硏究 發表된 道路容量 便覽〔14〕을 적용하여 각 街路의 용량을 산정토록 하였다. 이 밖에도 Fisk 模型에서는 다루지 않았던 問題-비대칭 街路費用 問題(Asymmetric Link Cost Problem)-를 상기 두 模型에서는 공히 考慮하였다.

本 研究의 진행은 다음과 같다.

Ⅱ章에서는 신호등 設定 政策에 포함되는 변수들과 이용자 進路選擇行態에 대한 서술과 街路遲滯函數(Link-Delay Function)와 비대칭 街路費用 문제가 다루어 진다.

Ⅲ章에서는 최적 신호등 統制模型 設計가 이루어지는데 우선 일반적인 모형구축방법이 소개되고, 이어서 本 硏究의 대상인 두가지 최적화 方法이 소개된다. 다음에 街路網 설명과 신호변수 표시방법과 이상 統制問題의 해법절차가 구체적으로 설명된다. 그밖에 비대칭 街路費用問題에 대한 해법절차가 소개된다.

Ⅳ章에서는 電算 프로그램에 대한 소개와 테스트 問題가 다루어진 후 解의 收斂性分析이 따른다.

Ⅴ章에서는 結論 및 향후연구를 위한 건의사항이 言及된다.

Ⅱ. 交通統制 시스템의 槪要

1. 신호등 設定 政策

신호등 설정에 包含되는 母數들은 신호 주기, 녹색 시간, 신호등 顯示方法(Signal Phasing) 그리고 옵셋 등이 있다.

1) 신호주기

신호주기는 신호등의 녹색 - 황색 - 적색의 신호가 연차적으로 繼續될 때 바로 다음 녹색시간이 나타날 때까지의 時間을 말하며 秒(Second) 단위로 表示한다. 보통 사용되는 신호주기는 30 ~ 120秒이며, 신호주기의 下限値는 안전조건과 步行者의 道路횡단시간을 고려하여 設定한다. 街路上에서 신호주기가 미치는 影響은 다음과 같다. 즉, 신호주기가 增加할 때 街路의 총 통과용량은 증가하나 지체시간도 增加하게 된다. 최적 신호주기를 設定하기 위한 몇가지 方法[14, 15, 16]이 있는데 특히 街路網에서 신호주기를 使用할 때에는 제일 중요한 交叉路에서 設定된 신호주기를 사용하는 것이 보통이다. 이때 이러한 신호주기를 시스템 신호주기라고 하며 本 硏究에서는 이 시스템 신호주기를 이미 주어진 것으로 가정하여 變數로써 取扱하지 않기로 한다.

2) 녹색시간

신호등은 녹색시간과 황색시간(Amber Period) 그리고 적색시간으로 이루어져 있으며 황색시간은 固定되어 있는 것이 보통이다. 따라서 신호주기가 주어지면 각 상(Phase)에서의 녹색시간만이 유일한 變數가 되는 것이다. 녹색시간을 設定할 때 가장 많이 使用되는 法則中의 하나는 Webster[16]가 提案한 것인데 이 法則의 內容은, 만약 각 신호등 상에서의 실질 녹색시간(Effective Green Time)의 比率이 최고 흐름 비율(Highest Flow Ratio 즉, 交通量/포화흐름비율)과 같다면 그것은 交叉路를 이용하는 모든 이용자에게 가장 작은 전체 지체시간을 提供할 수 있다는 것이다. 그러나 이 法則은, 여러 경로중 최단 경로에 配定되는 交通量의 문제에서 녹색시간을 決定하는 경우에는 여러가지 심각한 問題를 내포하고 있으며 실질적으로 이것은 최적해의 收斂性에 영향을 주게 된다[12]. 따라서 交通需要의 초기 배정을 고려하지 않고도 최적해를 올바른 방향으로 유도할 수 있는 새로운 設定政策이 필요하며, 本 論文에서는 "자원 최대화 정책"이라고 불리어지는 設定政策을 이용하기로 한다. 이 정책은 方向別로 계속적인 녹색시간의 변화를 주면서 총 通行時間의 감소를 유도하는 절차이다.

3) 신호등 顯示方法

신호등 顯示方法은 한 주기내에 몇개의 상을 넣을 것인가, 또 이 상들을 어떠한 순서로 배열할 것인가를 결정하는 것이다. 이 신호등 相은 크게 二相(Two-Phase)과 多相(Multi-Phase)의 두가지 형태로 區分된다. 二相 신호등은 한 주기내에 두개의 相을 갖는 것으로 이들은 각각 두개의 對立되는 교통흐름으로 주어진다. 예를 들어, 하나의 상이 南北方向의 교통흐름이면 나머지 相은 東

西方向의 흐름이 된다. 多相 신호등은 하나의 주기내에 두개 이상의 상을 包含하는 것으로 回轉(좌회전 혹은 우회전)진행이 하나 이상 考慮된 것이다.

本 硏究에서는 二相 신호등의 형태만을 다루게 되며 이때의 회전진행은 비보호 회전 (Unprotected or Permissive Turn)으로 간주된다.

4) 옵 셀

상대적 옵셀(Relative Offset)은 두 인접 交叉路를 같은 方向에서 보았을 때 각 녹색 시간의 시작시간의 차이로 測定되며, 街路網에서 交通信號 등의 연동을 목적으로 하므로, 옵셀은 幹線道路나 街路網의 순탄은 교통진행을 설계시 使用하게 된다. 최적 옵셀 設計 方法은 여러가지 方法들이 提示되었다(Yagoda〔17〕, McShane et al〔18〕, Hillier and Rottery〔19〕). 신호체계를 다룸에 있어 중요한 물리적 制約條件이 있다. 일명 루프제약 또는 폐쇄회로 관계(Relation of Closure)라고 불리는데 街路網의 각 루프를 한바퀴 도는 時間(즉 옵셀과 녹색시간의 합)은 신호주기의 정수배(Integer Multiple)를 이루게 된다는 점이다. 따라서 정수변수를 갖고 있는 옵셀 문제를 푸는 것은 아직까지 效率的인 해법이 開發되어 있지 못한 실정이다. 현실적인 해결방안으로 Branch-and-Bound나 Branch-and-Backtrack 방법보다는 "Hill-Climbing"이라는 槪略的인 方法을 쓰고 있다. (TRANSYT〔1〕 參照). 이 문제는 本 硏究의 對象이 아니므로 자세한 설명은 省略하기로 한다.

2. 利用者 進路選擇 形態

1) 交通 平衡模型

交通시스템의 模型을 구축하는데 가장 필요한 요소 가운데 하나가 어떻게 하면 이 模型을 시스템의 행위에 適用시킬 수 있을까 하는 것이다. 특히 本 硏究에서는 이 시스템 행위를 이용자 進路選擇 行態로 간주할 것이며, 이때의 교통평형 模型은 위의 행위를 만족하게 된다. 이러한 模型들은 복잡한 都心地 부근의 교통류를 豫測하는데 유용한 도구가 되어 왔으며 또한 이것은 交通計劃, 交通시스템의 管理, 交通技術 향상 등을 통하여 좀 더 改善된 시스템 遂行度를 달성하고자 하는 데에 利用되어 왔다. 교통평형 모형은 전통적인 交通需要 豫測節次中 마지막 단계인 交通量 配分(Trip Assignment)과정에 이용되며 아래의 몇가지 가정들을 基礎로 하여 發展하여 왔다.

(1) 단일 교통수단(Single Mode)

(2) 출발지 / 목적지 (Origin/Destination : O/D) 사이의 최단 거리에만 依存하는 수요 함수

(3) 각 方向別 총 교통량으로만 정의되는 지체함수

처음에 Wardrop〔20〕은 都市 교통 模型 구축에 있어서 이용자 평형의 槪念을 아래와 같이 導入하였다.

"이용 가능한 모든 經路上의 교통류 分布에서, 이용된 經路上의 通行時間은 모두 같으며, 이것은 이용되지 않은 經路上의 통행시간보다 작거나 같다"

이 槪念을 Wardrop의 첫번째 原則 혹은 이용자-평형법칙(User Equilibrium Law)이라 부른다. Beckman, McGuire, Winstein〔21〕 등은 평형모델을 Convex Minimization Programming 문제로 전환하였다. 그 이후로 위의 Convex 문제를 풀기 위한 여러가지 알고리즘이 몇몇 硏究者〔22, 23, 24, 25, 26〕 들에 의하여 提案되었다. 本 硏究에서는 Convex Minimization 문제로 構成되어 있는 교통평형 모형을 導入하려 하는데 그 모델의 基本式은 다음과 같다. 交叉點(Node)의 집합 N과 方向別 가로(Link)의 집합 L, 그리고 고정된 O/D 교통수요가 주어지면 최적 해 f (方向別 교통류 벡터)를 찾기 위한 목적 함수는

$$\min_{f \in F} \sum_{a \in L} \int_0^{f_a} t_a(X)\,dx \qquad (2\text{-}1)$$

이며 이때,

a =街路網上의 가로, $a \in L$,

f_a =가로 "a"상에서의 교통량,

F =가능 街路交通量의 집합,

$t_a(\cdot)$=자동차가 街路上에 있을 때 가로 "a"상의 이용자 個個人이 經驗하게 될 통행시간

위의 식에서 f는 交通流 保存法則(Conservation of Flow Law)과 비음조건을 갖는 몇몇 制約式을 따르게 된다.

위의 교통류 配定問題는 앞에서의 가정(3)을 만족하면 收斂解를 가지며, 이때의 方向別 교통류는 유일한 해라는 것이 證明되어 있다.

交通 평형모델은 여러가지 方法으로 擴張되었으며 本 硏究에서는 各 方向別 교통량의 함수로 얻어지는 지체함수를 사용할 것인데 그 理由는 특히 반대방향의 교통류에 직접적으로 影響을 받는 신호등 設定問題에 適用될 수 있기 때문이다.

2) 進路選擇 基準

최근의 교통량 配分模型의 이용자 진로선택 基準에는 보통 通行時間이 이용되며 또 이것은 교통통제의 目的에 필요한 效率測定에도 널리 使用된다. 최소 통행시간, 최단거리, 최소비용, 교통량 정도, 멈춤의 정도, 이용편리도, 안전도 등등 여러가지 進路選擇 基準에 대하여 몇몇 硏究者〔27, 28〕들이 調査를 하여 이 基準들을 합리적인 척도들이라 評價하였지만, 이들 모두를 평형문제를 푸는 수학적 모델로 구축하기는 힘들다. 따라서 좀더 쉽게 適用할 수 있는 척도를 選擇하게 되고, 통상 통행시간과 통행비용만을 進路選擇 基準에 考慮하게 된다. 연료소비의 側面에서 볼 때 통행비용은 통행시간에 比例하므로 결국 통행시간을 交通量 配分問題에 적용한다 하여도 무리는 없다.

本 硏究에서는 통행시간을 進路選擇 基準에 반영하여 시스템 수행도 評價의 척도로 이용한다.

3. 街路 遲滯函數

街路網에서 어떤 經路를 따라 움직이는 데는 그 경로의 각 交叉點과 街路에 관련된 통행시간이 소요된다. 交叉點에서의 통행시간은 그 交叉路에서의 待機時間으로 표현되며 가로에서의 통행시간은 실질적으로 그 街路를 움직이는데 所要된 時間으로 설명된다.

각 交叉路에서의 待機時間은 결국 街路上의 지체시간으로 표현되기 때문에 交叉點에서의 지체시간은 없는 것으로 가정할 수 있으며, 街路上의 총 통행시간은 그 街路의 통행 所要時間과 지체시간의 합으로 表示된다. 이때 각 가로의 通行 所要時間을 상수로 가정하면 한 경로에 대한 통행시간은 그 經路의 각 街路上에서 발생하는 지체시간에 비례하게 된다. 따라서 O/D 쌍에서 각각의 진로에 交通量을 배분할 때 方向別 街路의 지체시간이 가장 重要한 역할을 하게 되는 것이다. 이 街路 지체시간은 두가지 要素 즉 街路의 交通量과 용량의 함수로 표현되며 여러가지 形態가 提案되어 있다.

다음의 가정들은 교통 평형모델에 가로 지체함수를 適用시킬 때 필요한 것이다.

첫째, 街路 지체함수는 街路의 교통량에 대하여 연속함수이다.

둘째, 이 함수는 양함수이며 단조함수이다. 만약 t가 가로 지체함수의 벡터이고 f가 가로의 交通量이면 다음의 條件下에서 t는 단조함수이다.

즉,

$$(f - f')\,(t(f) - t(f')) \geq 0,$$
$$f \neq f'$$

街路 지체함수의 主要 問題는 교통 포화도의 여러 範圍 아래서 신호등 있는 交叉路에 접근하는 각 街路의 지체시간에 대한 測定方

法을 硏究하는 것이다.

신호 交叉路에서의 지체시간은 성격상 크게 두가지 項目 즉, "均一(Uniform)"지체와 "無作爲(Random)"지체로 分類할 수 있다. 均一 지체는 車輛이 一定한 교통류 比率로 흘러들어와서 적색 신호동안 待機를 形成하다가 일정한 포화 교통류 比率(Saturation Flow Rate)로 흘러 나갈 때 發生하는 지체 시간으로 정의된다. 또한 무작위 지체는 교통류 比率이 랜덤하게 變化함으로써 發生하는 부가적인 지체시간인데 이것은 각 街路의 포화비(Saturation Ratio)의 영향을 받는다.

均一 지체는 待機行列 모델로부터 얻어진 것이며 다음의 형식으로 表現된다.

$$UD_a = 0.5C(1-g_a/C)^2/(1-f_a/S_a) \qquad (2\text{-}2)$$

여기서,

UD_a = 가로 "a"의 均一 지체 (車輛當 所要時間(秒)),

C = 신호주기(秒),

g_a = 가로 "a"에 주어지는 실질 녹색 시간(秒),

f_a = 가로 "a"상에서의 交通量(時間當 車輛數),

s_a = 가로 "a"상의 포화교통류 比率 (時間當 車輛數).

이 均一 지체함수는 한 신호주기를 통해 車輛이 f_a의 동일한 比率로 도착하는 가정하에 誘導된 것이다.

無作爲 지체를 구하기 위해서는 확률이론이나 컴퓨터 시뮬레이션을 이용한 統計的 模型이 다음의 가정을 바탕으로 얻어져야 한다.

i) 車輛의 도착과 출발은 이미 알려진 分布를 따라야 한다.

ii) 시스템은 포화상태가 아니어야 한다.

iii) 시스템은 安定狀態(Steady State)에 도달해 있어야 한다.

가장 잘 알려진 安定狀態의 待機行列 모델은 Webster〔16〕에 의해 얻어진 것으로 이것은 無作爲(혹은 Poisson) 도착과 均一 출발 간격으로 가정된 것이다. 이 모델은 街路의 교통량이 그 街路의 용량에 접근할 때 지체시간이 무한대가 되는 問題를 안고 있지만 안정상태에서는 尖頭期間(Peak Period)이 그렇게 길지 않기 때문에 이 무한대의 지체시간은 크게 우려할 것이 못된다. 포화비율이 1보다 작지 않거나 혹은 1보다 상당히 클 때, 몇가지 모델〔29, 30, 14〕로부터 無作爲 지체시간을 豫測할 수 있다.

本 硏究에서는 위 模型들 가운데 TRANSYT〔1〕의 최신 模型에서 사용된 단순화된 形態의 無作爲 지체함수를 사용한다. 그 理由는 이 모델이 만족스러운 結果를 얻어냈음이 證明되었기 때문이다.

무작위 지체함수는 다음과 같다(Robertson〔31〕 參照).

$$RD_a = 15T/c_a\left[(f_a-c_a)+\{(f_a-c_a)^2+240f_a/T\}^{\frac{1}{2}}\right] \qquad (2\text{-}3)$$

여기서,

RD_a = 街路 "a"의 無作爲 지체(車輛當 所要時間(秒)),

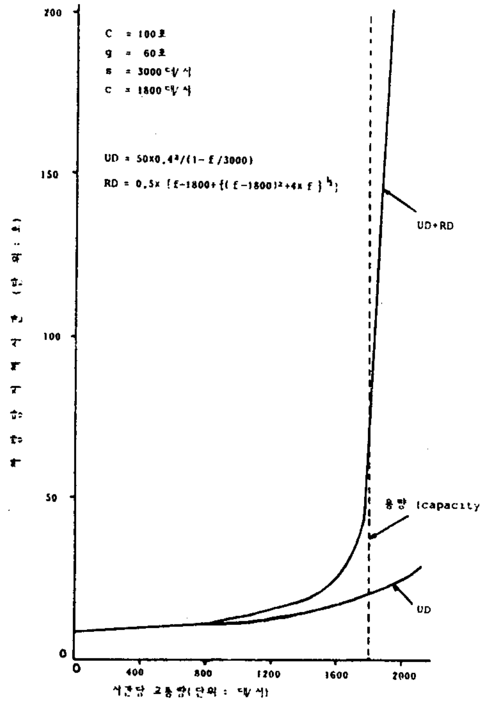
T = 교통량 f_a가 지속되는 기간(분),

c_a = 街路 "a"의 용량(時間當 車輛數), $= s_a(g_a/C)$.

(그림 2.1)은 위의 식 (2-2)와 (2-3)을 나타낸 것이다.

4. 非對稱 街路費用問題

(그림2.1)에서 言及된 교통평형 模型의 가정중 3번째 가정(즉 各 街路의 지체는 그 街路의 총 교통량에만 左右된다)은 가로상의 지체가 回轉 움직임에 크게 影響을 받을 때 適切하지 못하다. 실제로 左回轉 가로상의 지체는 그 가로의 總 交通量 뿐만 아니라 그 가로의 반대편 街路上의 교통량에 左右된다.



(그림 2.1) 交通量 지체함수의 例

다른 가로상의 교통량이 考慮中인 가로의 지체에 미치는 影響을 交通平衡 模型에 포함시키는 問題가 바로 “비대칭 가로비용 문제” 이다.

이 문제에 대한 解를 얻기 위한 알고리즘은 Ⅲ章에서 다루기로 하고, 여기서는 省略한다.

Ⅲ. 最適 신호등 統制模型 設計

1. 最適信號統制問題의 模型構築方法

일반적으로 都市交通街路網은 G(N, L)의 方向 그래프로 나타내어지는데, 여기서 N은 交叉路들의 집합이고 L은 가로들의 집합이다.

街路網에서의 총 통행시간으로 表示되는 가로망 수행도 함수 P(f, s)는 이 가로망의 방향별 교통량 벡터 $f \in R^L$와 信號變數 벡터 $s \in R^S$의 함수로 정의된다. 최적 신호통제문제는 P가 최소가 되도록 s를 決定하는 것인데 이때 방향별 교통량은 이용자 최적화의 가정하에서 Wardrop의 進路選擇 行態의 條件을 만족하여야 한다. 즉, 각 이용자들은 주어진 出發地 / 目的地(Origin / Destination : O/D)行列上에서 그들의 通行時間을 最小化하기 위한 진로를 選擇하는 것이다.

Aashtiani[32]는 위의 조건을 滿足하는 模型을 비선형 상보 문제(Nonlinear Complementary Problem : NCP)로 공식화 하였다. 집합 K의 街路網 經路들의 交通流 벡터를 $h \in R^K$라 하고 O/D 通行時間 벡터를 $u \in R^J$, 그리고 O/D쌍의 집합을 J라 할 때, 주어진 信號變數 s에 대하여 이용자 最適化 條件을 만족하는 NCP는 다음과 같이 表現된다.

$$F(y, s) \cdot y = 0$$

$$F(y, s) \geq 0$$

$$y \geq 0$$

이때,

$$F = \begin{bmatrix} F^1 \\ F^2 \end{bmatrix} \qquad y = \begin{bmatrix} y^1 \\ y^2 \end{bmatrix}$$

$$F^1_r = C_r - U_j \qquad \text{all } r \in P_j,\ j \in J$$

$$F^2_j = \sum_{r \in P_j} h_r - d_j \quad \text{all } j \in J$$

$y^1_r = h_r$ all $r \in P$

$y^2_j = U_j$ all $j \in J$

P_j = j 사이에 있는 경로들의 집합 ($j \in J$)

$P = \bigcup_{j \in J} P_j$

Cr(h, s) = 경로 r의 通行時間

d_j = j 사이에 주어지는 교통량($j \in J$)

만일 A가 가로망에 대한 街路와 經路의 Incidence 行列이면, 즉

a_{lr} = 1 만일 가로 l 이 경로 r 상에 있으면
0 기타의 경우,

이 때는 h 는 가로의 교통 패턴을 다음과 같이 誘導해 낼 수 있다.

$$f = Ah$$

그리고 Cr 은 街路의 通行時間 벡터 C 로부터 얻어질 수 있다.

$$Cr = A^t \cdot C$$

그러면 최적 신호통제문제는 다음의 問題 P 0 로 整理될 수 있다.

$$P0 : \min_{\substack{s \in S \\ y \in R^{K+J}}} P(f, s)$$

$$\text{s. t.} \quad F(y, s) \cdot y = 0$$
$$F(y, s) \geq 0$$
$$y \geq 0$$

여기서, S 는 信號變數들의 집합을 나타낸다.

이 때 수행도 함수 P 는 街路網에서의 總通行時間의 形態로 주어지므로 다음의 式으로 表示할 수 있다.

$$P(f, s) = \sum_l f_l \cdot c_l(f, g_l)$$

여기서 g_l 은 가로 l 에서의 녹색 시간이며 c_l 은 g_l 이 주어졌을 때 街路 l 에 대한 通行費用이다.

이것을 P 0 에 適用하여 P 1 式을 얻는다.

$$P1 : \min_{\substack{g \in G \\ y \in R^{K+J}}} \sum_{i \in I_s} \sum_{l = L_i} f_l \cdot c_l(f, g_l)$$

$$\text{s. t.} \quad F(y, g) \cdot y = 0 \quad (3\text{-}1)$$
$$F(y, g) \geq 0 \quad (3\text{-}2)$$
$$y \geq 0 \quad (3\text{-}3)$$

여기서 Is 는 신호등을 갖는 交叉路의 집합이며, L_i 는 交叉路 i 로 接近하는 가로의 집합이다.

1) 무한히 制約된 模型構築(Infinitely Constrained Formulation)

위의 NCP(3-1) ~ (3-3) 은

$$F(y, g) \cdot (v - y) \geq 0, \quad v \in R_+^{K+J}$$

와 同一하며(Karamadian [33]), 또한 이것은

$$c(f, g) \cdot (e - f) \geq 0, \quad e \in F \quad (3\text{-}4)$$

로 단순화 된다[34].

이 때 F 는 실행 가능한 方向別 교통류 變數의 집합이다. (즉 F = AH)

결국 P1은 다음의 P2와 같아지게 된다.

$$P2 : \min_{\substack{f \in F \\ g \in G}} P(f, g)$$

$$\text{s. t.} \quad c(f, g) \cdot (e - f) \geq 0, \quad e \in F$$

2) 묵시적 대체에 의한 模型構築(Implicit Substitution Formulation)

NCP(3-1) ~ (3-3)은 신호통제와 이러한 統制에 따른 이용자의 최적 街路網 교통류 사이의 關係를 意味한다. 주어진 g 에 대하여 唯一解 f 가 있는 경우, 일-대-일(One-to-One)對應에 의해서 벡터 f 를 다음과 같이 表示할 수 있다.

$$f = T(g) \quad (3\text{-}5)$$

여기서

$$T : R^{Lg} \rightarrow F \subset R^L$$

그리고 Lg 는 信號가 있는 街路의 집합이다.

식(3-5)를 목적함수 속의 f 와 대체하면 다음과 같은 P3 을 얻게 된다.

$$P3 : \min_{g \in G} P(T(g), g)$$

여기서 $T(g)$의 함수형태는 명시적으로 알려져 있지 않으며, 모든 점 $g \in G$에서 미분이 되지 않는다〔35〕.

3) 最大 最小 模型構築(Maxmin Formulation)

만약 비용함수 $c(f, g)$가 $g \in G$에 대해 단조함수 조건

$$[c(f^1, g) - c(f^2, g)] \cdot [f^1 - f^2] \geq 0,$$

$$f^1, f^2 \in F, \text{ 및 } f^1 \neq f^2$$

을 만족하면 式(3-4)는 最大 最小問題와 一致시킬 수 있다.(Fisk 및 Nguyen〔36〕)

$$\min_{f \in F} \max_{e \in F} \; c(f, g) \cdot (f - e) \quad (3\text{-}6)$$

여기서, 벌금 함수 W를

$$W(f, g) = \max_{e \in F} \; c(f, g) \cdot (f - e)$$

라고 놓으면 f^*가 (3-6)의 해가 되기 위한 필요충분조건은 $W(f^*, g) = 0$이 되며 (Zukhovitshii et al〔37〕), f가 해가 아니면 $W(f, g) > 0$ 이다.

이제 P2는 다음의 P4로 전환된다.

$$P4: \min_{\substack{f \in F \\ g \in G}} \; P(f, g)$$

$$\text{s. t} \quad W(f, g) = 0$$

4) 罰金 方式의 模型構築(Penalty Formulation)

위의 P4는 $W(f, g)$가 다음과 같은 條件을 만족할 때 制約條件이 없는 問題로 概略化 될 수 있다.

i) $W(f, g)$는 연속함수이다.
($c(f, g)$가 연속일 때)

ii) 모든 $f \in F$, $g \in G$에 대하여 $W(f, g) \geq 0$,

iii) $W(f, g) = 0$이기 위한 필요충분조건은 f가 이용자 최적화 조건을 만족하는 해이어야 한다.

결국, P4의 罰金을 목적 함수에 包含시키면 목적 함수식은

$$P5: \min_{\substack{f \in F \\ g \in G}} \; [P(f, g) + \mu \cdot W(f, g)]$$

로 나타나게 된다.

本 研究에서는 위에서 소개한 模型構築 方法中 "묵시적 대체에 의한 方法"과 "벌금방식"에 의한 模型構築과 이에 대하여 解를 얻기 위한 구체적 알고리즘을 研究對象으로 잡았다.

2. 신호등 最適化의 基本 알고리즘

위에서 言及한 2가지 信號燈 最適化 方法에 대하여 適用하게 될 基本 알고리즘을 소개하면 다음과 같다.

1) 묵시적 대체에 관한 基準 알고리즘

우선 $g = (g_l)$ $l \in Lg$를 街路 교통류 벡터 $f \in F$와 一致되는 實質 녹색시간이라 놓자. 街路網의 總 通行時間 P는

$$P(f, g) = f' \cdot c(f, g),$$

$$g \in G, \; f \in F \quad (3\text{-}7)$$

여기서 G는 실질 녹색時間의 집합이다.

式(3-7)은 다음과 같은 條件下에서 풀 수가 있게 된다. 즉

i) $c(f, g)$는 각 가로 l에 관해서 分離 可能하고,

ii) $f'c(f, g)$는 (f, g)에 대해서 볼록 함수이다.

대부분의 가로지체함수는 위의 조건을 만족하므로, 앞서 보인 P1을 얻게 된다.

$$P1: P(f, g) = \min_{\substack{g \in G \\ y \in R^{K+J}}} \sum_{i \in I_s} \sum_{l = L_i} f_l \cdot c_l(f, g_l) \quad (3\text{-}8)$$

s. t. 式 (3-1) ~ (3-3)

여기서,

$$c_l(f, g_l) = TL_l + UD_l(f, g_l) + RD_l(f, g_l)$$

이 때

TL_l = 가로통행시간(상수)

$UD_l(f, g_l)$ = 가로 l 의 均一 지체시간

$RD_l(f, g_l)$ = 가로 l 의 無作爲 지체시간

P1의 목적함수는 볼록함수이나 이용자 평형조건 때문에 全體的으로는 비볼록함수가 된다. 식(3-5)에서 T(g)는 g만의 함수이므로, 이를 가로와 경로의 Incidence 行列 A를 사용하여 식(3-5)를 P1에 대입하면, P3는

$$P3: \min_{g \in G} \sum_{i \in I_s} \sum_{l \in L_i} f_l(g) \cdot [TL_l + UD_l(f_l(g), g_l) + RD_l(f_l(g), g_l)] \quad (3\text{-}9)$$

위의 問題는 다음과 같은 概略解法으로 해를 구할 수 있다.

최적해는 다음 問題를 풀면 구해진다.

$$\min P(f^*(g), g) = \sum_{l \in Lg} f_l^*(g) \cdot c_l(f_l^*(g), g_l) \quad (3\text{-}10)$$

여기서 $f_l^*(g)$는 g가 주어질 때 가로 l의 이용자 평형 교통량이다.

이 $f_l^*(g)$는 주어진 g에 대해서 이용자의 進路選擇行態를 利用한 다음과 같은 교통평형 문제를 풀면 얻어진다.

$$\min_{f \in F} \sum_{l \in Lg} \int_0^{f_l} c_l(x)\,dx \quad (3\text{-}11)$$

式(3-11)은 Frank-Wolfe 方法을 適用하면, 해를 구할 수 있다.

2) 罰金 방식에 관한 基本 알고리즘

게임理論에 바탕을 두고 誘導된 式은 이제 다음의 목적 함수로 表現될 수 있다.

$$\min_{x \in X} \max_{u \in U} \phi(x, u)$$

이 때, ϕ는 연속함수이며, x에 대하여는 볼록(Convex), u에 대하여는 오목(Concave) 함수이다. 그리고 X와 U가 폐볼록 경계집합(Closed Convex Bounded Set)이면 아래의 두가지 段階技法(Iterative Scheme)들을 이용하여 위 함수의 收斂解를 얻을 수 있다.

(a) $x^{k+1} = \lambda^k \cdot x(u^k) + (1-\lambda^k) \cdot x^k$

$u^{k+1} = \lambda^k \cdot u(x^k) + (1-\lambda^k) \cdot u^k$

(b) $x^{k+1} = \lambda^k \cdot x(u^k) + (1-\lambda^k) \cdot x^k$

$u^{k+1} = u(x^{k+1})$

$x(u^k)$와 $u(x^k)$는 다음과 같이 구해진다.

$$\phi(x(u^k), u^k) = \min_{x \in X} \phi(x, u^k) \quad (3\text{-}12)$$

$$\phi(x^k, u(x^k)) = \max_{u \in U} \phi(x^k, u) \quad (3\text{-}13)$$

또한 λ_k는 아래의 조건을 만족한다.

$$0 < \lambda_k < 1, \quad \lim_{k \to \infty} \lambda_k = 0, \quad \sum_{k=1}^{\infty} \lambda_k = \infty$$

여기서, $X = (f, g)$, $u = e$라 놓고, 위의 알고리즘에 P5를 適用하면 결국 신호등 최적화 문제의 목적함수 ϕ를 얻을 수 있다.

$$\phi(f, g, e) = c(f, g) \cdot f + \mu \cdot c(e, g) \cdot (f - e)$$

조건식 (3-12), (3-13)은

$$\min_{\substack{f \in F \\ g \in G}} c(f, g) \cdot f + \mu \cdot c(e^k, g) \cdot (f - e^k) \qquad (3\text{-}14)$$

와

$$\min_{e \in F} c(e, g^k) \cdot (e - f^k) \qquad (3\text{-}15)$$

로 각각 表現할 수 있으며, 式(3-14), (3-15)를 Frank-Wolfe 方法을 이용하여 풀면 해를 얻을 수 있다〔11〕.

이제 Ⅱ의 3節에서 導入한 실제 方向別 지체함수를 適用하여 ϕ 함수의 식을 얻을 수 있으며, 이 함수를 이용하여 최적화 問題를 定立하고 그것으로부터 收斂解를 얻는다.

즉,

$$c(f, g) = UD(f, g) + RD(f, g)$$

라고 할 수 있고,

$$\phi(f, g, e) = [UD(f, g) + RD(f, g)] \cdot f + \mu \cdot [UD(e, g) + RD(e, g)] \cdot (f - e)$$

이다.

따라서 (3-14), (3-15)式은 다음의 式으로 구체화 된다.

$$\min_{\substack{f \in F \\ g \in G}} [UD(f, g) + RD(f, g)] \cdot f + \mu [UD(e^k, g) + RD(e^k, g)] \cdot (f - e^k) \qquad (3\text{-}16)$$

$$\min_{e \in F} [UD(e, g^k) + RD(e, g^k)] \cdot (e - f^k) \qquad (3\text{-}17)$$

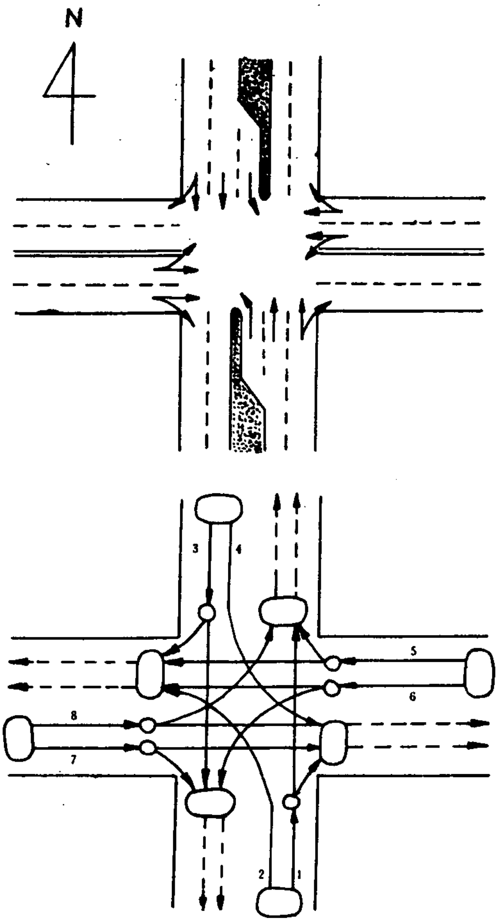
3. *街路網 說明 및 신호변수 표현방법*

앞서 說明한 바와 같이, 街路網은 交叉點과 街路의 집합으로 構成된 G(N, L)의 그래프로 表現된다. 이러한 表現方法은 교통계획이나 設計의 각 段階에 적절하게 이용되지만, 너무 細分되었기 때문에 複雜한 가로망이나 교통신호등 시스템의 分析에 이용하기는 매우 어렵다. 그러나 街路網의 표현의 세분정도와 이에 따르는 컴퓨터 이용 費用 등에 대하여는 어떤 折衷된 점이 存在할 수 있는 것이다.

本 硏究에서는, 좀 더 細分된 가로망 表現方法을 이용하여, 二相 신호등 상황에서 비보호 左回轉을 許容할 경우에 좀 더 正確한 가로망 狀態를 把握하기 위한 복잡하고 민감한 교통통제 문제를 分析하고자 한다. (그림 3.1)에 나타난 것과 같이, 하나의 신호 交叉路가 여러개의 交叉點과 가로로 表現되었으며 북쪽방향과 남쪽방향의 진행들은 전용 左回轉 車線과 직진이나 右回轉하는 두개의 車線으로 되어 있다. 반면 동쪽방향과 서쪽방향의 진행은 직진이나 左回轉을 兼한 하나의 車線과 직진이나 우회전을 겸한 또 하나의 車線으로 되어 있다. 이 例에서는 10個의 交叉點과 20個의 가로가 使用되며 이 가로들 중 1~8번의 번호가 붙여진 가로에 신호등 變數가 包含되고, 나머지 街路들은 가로망의 다른 經路에 있는 교점들의 連結線 役割만을 할 뿐이다. 따라서 이 街路網의 모든 交叉點과 가로들은 交通配定問題에 모두 이용되지만, 신호등 최적화에는 신호등 變數가 包含된 가로 즉, 1~8번 街路들만이 適用되며 이 때의 街路網 수행도 함수는 지체함수의 形態로 測定된다.

以下에서는 方向別 녹색시간을 정하는 問題를 다루기로 한다.

I_s를 신호등 있는 交叉路의 집합이라 하면, 주어진 교차로 $i \in I_s$에 接近하는 가로들에 대한 녹색시간은 다음과 같은 制約條件을 갖게 된다. 이를 (그림 3.1)을 예로들어 說明하면,



(그림 3.1) 街路網 표현의 例

$g_1 = g_2,\ g_3 = g_4,\ g_5 = g_6,\ g_7 = g_8$

$g_1 = g_3,\ g_5 = g_7$

$g_1 + g_5 = C - 2L$

$Lq \leq g_{1-8} \leq Uq$

여기서,

Lq = 최소 녹색시간

Uq = 최대 녹색시간(= C - Lq)

L = 상(Phase)당 損失時間

C = 신호주기

4. 二相 교통신호 통제 문제의 解法 節次

1) 묵시적 方式에 대한 해법

해를 얻는 알고리즘으로 '패턴탐색법' 과 'Hill-Climbing 技法' 을 比較하였다. 前者는 Hooke 과 Jeeves [38] 에 의하여 提示된 技法이다. 이 技法은 도함수를 쓰지 않기 때문에 미분이 不可能한 목적함수에 適用할 수 있으나 그 함수는 連續이어야 한다.

이 技法은 두 단계('탐색' 段階와 '패턴' 段階)를 연속적으로 적용하여 概略解를 얻는 方法이다. 이 技法을 適用時 만일 n 個의 叉叉路가 있고, m번의 反復回數가 필요하다면, 해에 이를 때까지 풀어야 할 교통평형 모형의 回數는 m(1.5 (n + 1))이 된다. 따라서, 이 기법은 大型問題를 푸는데는 적합치 않다. Abdulaal 및 Leblance [39] 이 提示한 바와 같이 해의 正確度를 낮추면, 그 回數가 줄어들 수는 있다.

後者는 前者와 類似한 방법으로 適用節次가 다르다. 두 기법을 比較한 結果 큰 差異가 없는 것으로 判斷되어서 [12] 本 研究에서는 後者를 택하였다. 그 適用節次를 보이면 다음 (그림 3.2) 와 같다.

2) 罰金 방식에 대한 해법

(Ⅲ의 1)節과 (Ⅲ의 2)節에서 定義한 가로망 수행도 함수를 反復的으로 解決하기 위하여 Frank-Wolfe 알고리즘을 이용하여 최적해를 구하고자 한다.

먼저 신호등 變數 (즉, 녹색시간)와 교통류가 定義되었을 때 (3-17) 式으로부터 e^* 를 얻는다.

즉,

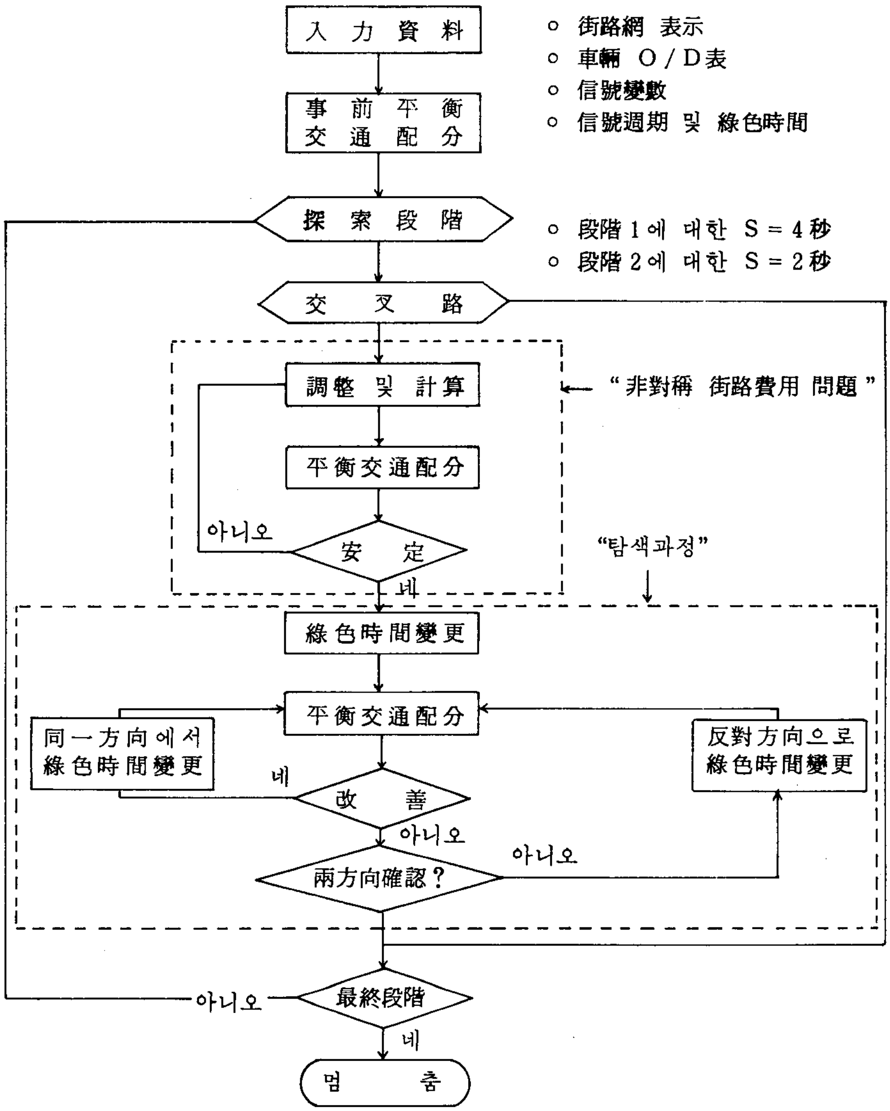
$$\pi(e) = c(e, g) \cdot (e - f) \qquad (3\text{-}18)$$

라고 놓으면 (3 - 17) 式은

$$\min_{e \in F} \ \pi(e) \qquad (3\text{-}19)$$

가 된다.

위의 (3-19)式으로부터 교통류 保全條件



(그림 3.2) 묵시적 方式에 대한 해법절차

을 만족하는 e^*를 Frank-Wolfe 알고리즘을 통하여 얻어 이를 (3-16)式에 適用한다.

이 때 목적함수는

$$\phi(f, g, e^*) = c(f, g) \cdot f + \mu \cdot c(e^*, g) \cdot (f - e^*) \quad (3\text{-}20)$$

으로 나타낼 수 있으며 (3-16)式은

$$\min_{\substack{f \in F \\ g \in G}} \phi(f, g, e^*) \quad (3\text{-}21)$$

가 된다.

위의 (3-21)式을 Frank-Wolfe 알고리즘을 이용하여 f에 대하여 풀면 $f^*(g)$를 얻어낸다. 이 $f^*(g)$는 각 方向別 평형 교통류가 된다. 이제 목적함수 ϕ는 g만의 함수

가 되며 이로부터 신호등의 최적해를 구할 수 있다.

즉,

$$\min_{g \in G} \ \phi(f^*(g),\ g,\ e^*)$$

$$\min_{g \in G} \sum_{a \in A} [\{UD_a(f_a^*(g),\ g_a) + RD_a(f_a^*(g),\ g_a)\} \cdot f_a^*(g) + \mu\{UD_a(e^*,\ g_a) + RD_a(e^*,\ g_a)\} \cdot \{f_a^*(g) - e^*\}] \quad (3\text{-}22)$$

이며 신호변수 g에 대한 최적해를 구하는 方法으로는 "패턴탐색법"을 利用하였다.

다음에서 提示되는 알고리즘에는 이 方法을 이용하였으며 특히 이 方法에는 각 街路網에서의 녹색시간 進行의 반대방향쪽의 값을 調査하는 탐구 탐색(Exploratory Search) 법이 包含되어 있다.

이상 統制의 節次를 遂行하는 알고리즘의 순서도는 (그림 3.3)과 같이 나타낼 수 있다.

여기서 해의 收斂性 判別을 위하여 다음과 같은 式을 이용한다.

$$R = \frac{\phi_{new} - \phi_{old}}{\phi_{old}} \quad (3\text{-}23)$$

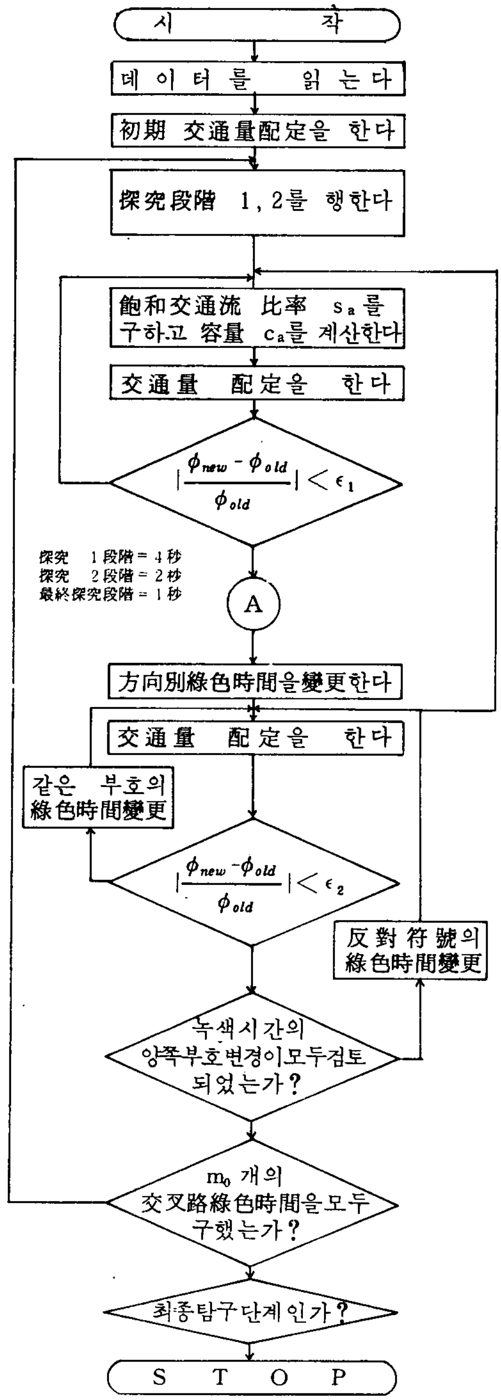
만약 $|R|$이 어떤 작은값 ϵ보다 작으면 구하는 해가 收斂하게 되며 그렇지 않으면 한 번의 수행을 더 進行한다.

5. 非對稱 街路費用問題의 해법

이 問題에 대한 해법절차를 說明키 위하여 Ⅱ. 2.1의 교통평형에 대한 特性부터 다시 紹介한다. Smith [40]가 Variational Inequality에 의해서 보인 바와 같이 모든 $f \in F$에 대하여 $t(f)(f - f^*) \geq 0$

여기서,

$F \subset R^L$ = 가능한 가로 交通量의 폐볼록 집합



(그림 3.3) 벌금방식에 대한 해법절차

L = 街路網의 가로 갯수

$f^* \epsilon F$ = 평형 교통 패턴

$t : F \subset R^L \rightarrow R^L$ = F에 대해서 연속 mapping을 이루는 가로비용 함수 만일 Jacobian 行列 $t'(f) = [\partial t_i / \partial f_j]$이, F에 대해서 對稱이면, f^*는 다음과 같은 최적화 문제의 해로서 얻어진다 (Dafermos [41]).

$$\min_{f \epsilon F} \int_0^f t \, dt$$

이 때 $t'(f)$가 모든 $f \epsilon F$에 대해서 Positive definite 이면, f^*는 유일해이다.

그러나 Dafermos [42]가 보인 바와 같이 만일 가로비용에 대한 Jacobian 行列이 非對稱이면, 교통평형 조건은 위와 같은 최적화 문제로부터 誘導될 수 없으므로, Convex Programming 해법은 더 이상 適用할 수가 없다. 이 問題에 대한 해법 절차가 一部 提示된 바, 本 硏究에서는 Bolland et al. [43]이 提示한 方法을 適用한다.

이 方法은 段階$(k+1)$에서 모든 街路에 대해서 다음과 같은 街路費用을 갖는 교통평형 문제를 풀고,

$$t_i^{k+1}(f) = t_i(f_1^k, \cdots, f_{i-1}^k, f_i, f_{i+1}^k, \cdots, f_L^k)$$

f^{k+1}은 이 문제의 해인 $\bar{f}$로 놓으므로서 끝난다.

이 때, t_i이 f_i에 대해서 다른 가로의 교통량이 固定된 狀態에서 Strictly Increasing Function 이면 $\bar{f}$는 유일한 값이 된다. 이 技法은 비선형 Jacobi 기법과 類似하다.

이 알고리즘이 收斂하기 위한 조건은 t의 Jacobian의 경사 對稱部分이 對稱部分에 비교했을 때 '작은' 경우임이 證明되어 있다.

Ⅳ. 計算結果 및 分析

1. 電算 프로그램

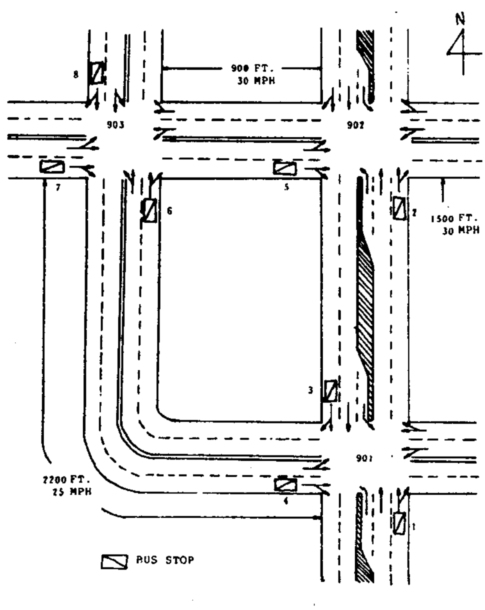
앞서 紹介한 二相 統制問題에 대한 알고리즘이 收斂解를 얻을 수 있는가 하는 問題와 所要時間 등 經濟的 側面을 檢討하기 위하여 알고리즘別로 FORTRAN 프로그램을 開發하였다. 묵시적 방식에 대한 電算 프로그램은 11 個의 부 프로그램으로 構成되어 있으며 約 700 個의 실행문을 包含하고 있다.

한편 벌금방식에 대한 電算 프로그램은 두개의 FUNCTION 문을 包含한 12 個의 부 프로그램으로 構成되어 있으며 約 900 個의 실행문을 包含하고 있다.

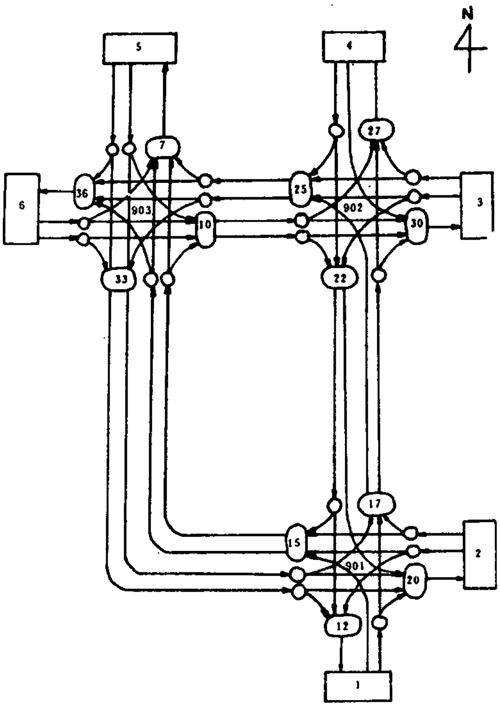
2. 테스트 問題

1) 테스트 問題의 說明

앞서 提示된 이상 통제의 節次를 테스트하기 위하여 (그림 4.1)에 보인 바 같이 실제 複雜한 街路網을 適用하였다. 이 가로망에서는 3 個의 신호등 交叉路가 있으며 8 個의 버스 停留場이 있다. 1번과 2번 交叉路에서 南北方向의 左回轉은 轉用 左回轉 車線이 주어져 있다. 이 街路網을 交叉點과 가로를 添加하여 변환시킨 가로망 표현도가 (그림 4.2)이다.



(그림 4.1) 테스트 問題의 街路網



(그림 4.2) 테스트 問題의 街路網 표현도

이 街路網에는 6個의 O/D를 包含한 38個의 交叉點과 70個의 가로가 있으며 총 교통수요는 <表4.1>에 나타난 것처럼 時間當 7,300臺이다. 신호등 變數들 중 신호주기는 100秒이며 損失時間은 각 상(Phase)당 4秒이다. 이상적 포화 교통류 比率은 車線-時間當 1,800臺이고 각 交叉路의 최소녹색시간은 20秒이며 步行者는 時間當 400名이다. 신호등 최적화에 있어서 녹색시간의 처음 段階는 4秒이며 다음 段階는 2秒로 줄어든다. 이상 신호등의 수행 중단조건은 2秒로 주어졌다.

2) 테스트 結果

우선 '묵시적 方式'에 의한 각 交叉路의 녹색시간 結果는 <表 4.2>와 같다. 이 表에서 살펴보면 위 方式 採擇時 初期 條件에 관계없이 상당히 收斂된 해를 얻고 있음을 알 수 있다. 만일 최적해의 正確度를 높여

<表 4.1> O/D 교통 수요표

單位 : 時間當 車輛臺數

O \ D	1	2	3	4	5	6	計
1	0	100	100	1,400	250	250	2,100
2	50	0	50	300	350	150	900
3	50	50	0	150	50	900	1,200
4	900	50	100	0	50	200	1,300
5	100	500	50	100	0	50	800
6	100	100	700	50	50	0	1,000
計	1,200	800	1,000	2,000	750	1,550	7,300

준다면 거의 一致된 해를 얻을 수 있으리라 判斷된다. 한편 CPU 所要時間을 보면, 60秒를 다소 上廻하므로 交叉路當 平均 20秒가 所要되나, 街路網의 交叉路 數가 增加하면 平均 所要時間도 늘어나는 경향이 나타나고 있다.

<表 4.2> '묵시적 方式'에 의한 각 交叉路의 녹색시간

單位 : 秒

交番叉路號	街路方向 \ 초기값	녹색시간 東西街路(30秒)	東西街路(50秒)	東西街路(70秒)
1	南北	69	69	65
	東西	31	31	35
2	南北	61	53	61
	東西	39	47	39
3	南北	55	45	53
	東西	45	55	47
최적목적함수		0.28×10^3	0.28×10^3	0.32×10^3
CPU時間		66秒	62秒	62秒

한편, Ⅲ의 2節 2項에서 이미 서술했던 두가지 方法中 段階法(a)와 (b)에 대하여 벌점 함수의 係數 μ를 變化시키며 테스트를 實施하였으나 方法(b)에 대하여는 結果를 얻

울 수 없었다. 그 理由는 方法(b)에 있어서는 實質的으로 벌점의 값이 음의 값으로 나타났기 때문이다. 方法(a)에 대하여 μ값을 0.01부터 점점 增加시켜 가며 얻은 結果가 <表 4.3>에 나타나 있다.

<表 4.3> μ값의 變化에 따른 各 交叉路의 녹색시간(方法(a))

單位 : 秒

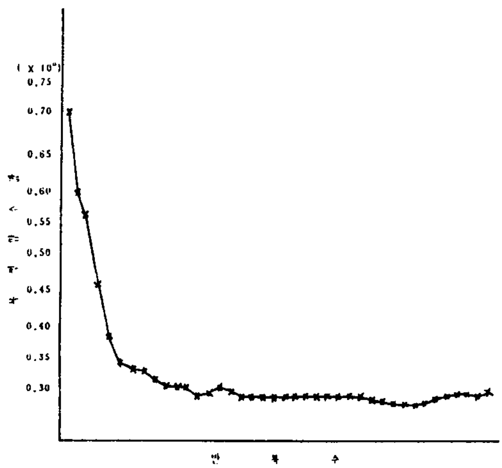
交叉路 番號	街路 方向	녹색시간 μ = 0.01	μ = 0.1	μ = 0.5	μ = 1	μ = 10
1	南北	80	80	80	80	56
	東西	20	20	20	20	44
2	南北	34	34	34	42	74
	東西	64	64	62	54	24
3	南北	24	24	22	30	32
	東西	74	74	74	66	66
최적목적함수		0.32×10^9	0.32×10^9	0.32×10^9	0.30×10^9	0.12×10^9
CPU時間		58秒	58秒	66秒	66秒	116秒

이 表에서 알 수 있듯이 μ가 10일 때 가장 적은 목적 함수값을 나타내며 또 이때 각 街路의 포화도가 가장 이상적인 것으로 나타난다. 또한 벌점 값도 가장 적은 0.94×10^5으로 나타나 다른 μ값에서 얻어진 結果보다 좋은 것으로 評價된다. 그러나 理論的으로 μ가 ∞에 接近할 때 최적값을 얻을 수 있지만 μ가 10보다 더 큰 값에서는 목적함수의 값이 음으로 나타나 최적값에 대한 確實한 結果를 얻지 못하였다. 결국 街路網의 크기에 適當한 μ값을 選擇하여 結果를 얻어야 한다고 본다. 또 위의 表는 初期 녹색시간을 50秒로 주어진 結果인데 녹색시간의 初期값을 여러가지로 變化시켜도 같은 結果를 얻을 수 있었으며 이 때의 수행시간은 초기값을 50秒로 하였을 때보다 작은 것으로 나타났다.

3. 收斂性 分析과 수행도 比較

'벌금방식'에 의한 結果를 보면 μ가 1보다 작을 때에는 수행시간이 거의 一定하며 μ가 10일 때에는 約 2倍의 수행시간이 要求된다. 이는 μ가 클 때 벌점 함수의 값을 0으로 하기 위하여 反復數가 增加한 것으로 評價된다. μ가 1보다 작을 때의 수행시간은 '묵시적 방식'에 의한 수행 시간과 거의 같은 것으로 나타나는데, 그 理由는 '묵시적 方式'에 의할 경우 적분 形態의 목적함수를 구하는 데 所要되는 時間이 '벌금방식'에서 Frank-Wolfe 알고리즘을 두번 수행하는 데 所要되는 時間과 비슷하기 때문인 것으로 分析되었다.

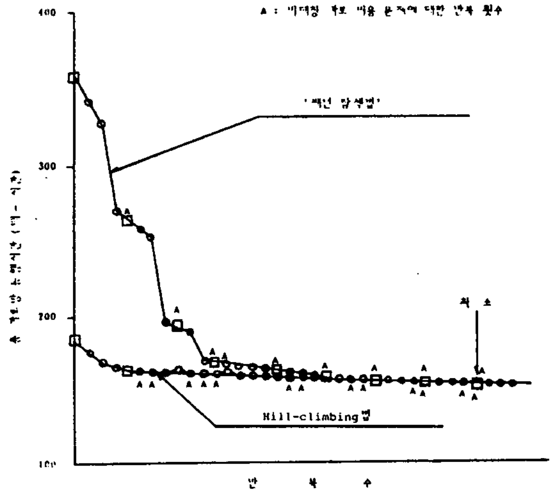
다음의 (그림 4.3)은 '벌금 방식'에서 μ가 1일 때 목적함수값의 變化를 나타낸 것이며 이것은 목적 함수가 收斂하고 있음을 보여준다.



(그림 4.3) 方法(a)의 收斂性 判別圖(μ = 1)

한편 (그림 4.4)는 '묵시적 方式'에 대하여 '패턴 탐색법'과 'Hill-climbing법'을 適用하였을 때 해의 收斂性에 대한 경향을 보여주고 있다. 이 역시 목적함수가 收斂함을 보이고 있다.

'묵시적 方式'과 '벌금 方式'의 경우에 있어서 목적 함수값이 각기 다른 것을 前者의 경우는 목적 함수가 적분 形態를 하고 있



(그림 4.4) '패턴 탐색법 및 Hill-climbing法'의 收斂性 判別圖

고, 後者는 그렇지 아니한 때문임을 명기해 둔다.

지금까지 두가지 方式에 대하여 얻어진 테스트 結果를 分析하였는데, 현 開發 段階로 미루어 볼 때 '벌금 방식'에 대한 充分한 硏究가 이루어지지 못하였다고 判斷되며, 이것이 이루어 졌을 때 최적해 및 이에 隨伴되는 諸般 問題에 대한 正確한 비교가 可能하리라 본다.

V. 結論 및 建議事項

都市 街路網에서의 최적 교통신호시간決定을 위한 改善方案으로 본 연구에서는 가로이용자의 進路選擇行爲를 목적 함수에 묵시적으로 대체하는 方法과 벌금형식으로 처리하는 方法에 대해서 模型構築과 이에 따른 解法節次를 開發하여,그 結果를 비교 분석함으로써 보다 실용적인 최적 신호결정 기법으로 삼고자 하였다.

本 硏究의 結果로 지금까지 얻어진 結果를 보면 다음과 같다.

첫째, 두 方法 모두 나름대로는 收斂된 해를 얻고 있음을 보여 주었다. 그러나, 現 開發段階에서는 공통된 收斂解를 얻지 못하고 있으므로 向後 이 점에 대한 硏究가 있어야 하겠다.

둘째, 本 硏究에서 開發한 알고리즘은 실질적인 街路網의 최적화 문제를 해결할 수 있으며, 특히 비보호 左回轉을 갖는 이상 신호 등의 최적해를 구하는 데 適用할 수 있다.

세째, '罰金 방식'에 의한 해법 절차에 대하여 提案된 두개의 段階技法中 그 하나는 收斂解를 얻지 못하였으며 이에 대해서는 좀 더 깊은 硏究가 要求된다. 아울러 現在 開發되어 있는 技法에 대해서도 改善의 요지가있으므로 이에 대한 硏究도 아울러 進行되어야 할 것이다.

네째, 現 開發段階로 볼 때 '묵시적 方式'에 의한 解法節次가 보다 안정된 結果를 보여주고 있으므로, 작은 規模의 가로망에 대한 최적 교통신호 設定時 利用함이 바람직하다고 判斷된다.

다섯째, 二相統制 알고리즘에 대한 電算프로그램은 부 프로그램으로 構成된 構造的인 프로그램이므로 本 硏究에서 이용한 가로지체함수와 다른 함수를 이용할 경우 프로그램을 쉽게 바꿀 수 있다.

向後의 硏究課題로는 현재의 알고리즘을 多相 통제의 문제로 擴張하는 문제와 信號變數中 신호주기와 옵셋에 대한 問題를 同時에 다룰 수 있게 되면, 가장 理想的인 최적 交通信號 設定方案이 樹立된다고 생각된다.

參 考 文 獻

1. Robertson, D.I., "TRANSTY: A Traffic Network Study Tool," RRL Report LR 253, Road Research Laboratory, Crowthorne, 1969.
2. Lieberman, E.B. and Woo, J.L., "SI GOP II: A New Computer Program to Calculate Optimal Timing Patterns," KLD Associate, Inc., 1976.
3. Gartner, N.H., Little, J.D.C., and Gabbay, H., "Optimization of Traffic Signal Settings in Networks by Mixed-Integer Linear Programming: The MITROP Computer Program." Tecnical Report No. 91, Operations Research Center, M.I.T., Reprinted., 1978.
4. Almond, J. and R.S. Lott, "The Glasgow Experiment: Implementation and Assessment," RRL Report LR 142, Road Research Laboratory, Crowthorne, U.K., 1971.
5. Holroyd, J. and D. Owens, "Measuring the Effectiveness of Area Traffic Control Systems," RRL Report LR 420, Road Research Laboratory, Crowthorne, U.K., 1971.
6. Akcelik. R. and Maher, M.J., "Route Control of Traffic in Urban Road Networks: Review and Principles," Transpn.Res. 11, 1977, pp. 15-24.
7. Tan, H.N., and Gershwin, S.B., "Hybrid Optimization: Control of Traffic Networks in Equilibrium," Proceedings Engineering Foundation Conference on Research Directions in Computer Control of Urban Traffic Systems. Pacific Grove, California, 1979, pp. 111-125.
8. Gartner, N.H., Gershwin, S.B., Little, J.D.C., and P. Ross, "Pilot Study of Computer-Based Urban Traffic Management, "Transportation Research-B Vol. 14B, 1980, pp. 203-217.
9. Marcotte, P., "Network Optimization with Continuous Control Parameters," Transpn. Sci. Vol. 17. No. 2, 1983, pp. 181-197.
10. Fisk, C., "Optimal Signal Controls on Congested Networks," University of Illinois at Urbana-Champaign (unpublished).
11. Fisk, C.S., "Game Theory and Transportation Systems Modelling," Transpn. Res.-B Vol. 18B. No. 4/5, 1984, pp. 301-313.
12. Lee, S.H., "Multi-Phase Control and Traffic Interactions in Urban Street Networks," Ph.D. Dessertation, Polytechnic Institute of New York, 1984.
13. Moon, Y.J., "Two-Phase Signal Control via Nonlinear Function in Urban Street Networks," M.S. thesis, Ajou University, 1987.
14. The Highway Capacity Manual, TRB Special Report, Transportation Research Board, Washington, D.C., 1985.
15. Messer, C.J., and Fambro, D.B., "Critical Lane Analysis for Intersection Design," Transportation Research Record 644. Transportation Research Board, Washington, D.C., 1977.
16. Webster, F.B. and Cobbe, B.M., "Traffic Signals," Road Research Technical Paper No. 56, Road Research Laboratory, H.M.S.O., London, 1966.
17. Yagoda, H.N., "The Control of Arterial Street Traffic," Proc. IFAC Conf., Haifa, Israel, 1967.
18. Mcshane, W.R., Yagoda, H.N., Pignataro, L.J. and Crowley, K.W., "Control Considerations and Smooth Flow in Vehicular Traffic Nets," HRR334, Highway Research Board, 1970, pp. 8-22.
19. Hillier, J.A. and Rothery, R., "The Synchronization of Traffic Signals for

Minimum Delay," Transportation Sci., Vol. 1, No. 2 1967, pp. 81-94.

20. Wardrop, J.G., "Some Theoretical Aspects of Road Traffic Research," Proc. Institute of Civil Eng. Part 11. Vol. 1, 1952, pp. 325-378.
21. Beckman, M., McGuire, C.B. and Winston, C.B., "Studies in the Economics of Transportation," Yale University Press, New Haven, 1956.
22. Bruynooghe, M., Gilbert, A. and Sakarovitch, M., "Une Methode d'Affectation du Traffic," in Fourth Symposium of the Theory of Traffic Flow. Karlsruhe, 1968.
23. Dafermos, S.C. and Sparrow, F.T., "The Traffic Assignment Problem for a General Network," J. Research NBS Ser. B., 73B, 1969, pp. 91-118.
24. LeBlanc, L., Morlok, E. and Pierskalla, W., "An Efficient Approach to Solving the Road Network Equilibrium Traffic Assignment Problem," Transportation Sci. 9, 1975, pp. 209-218.
25. Nguyen, S., "An Algorithm for the Traffic Assignment Problem," Transportation Sci. 8, 1974, pp. 203-216.
26. Wigan, M.R., "Equilibrium Models in Use: Practical Problems and Proposals for Transportation Planning," in Traffic Equilibrium Methods, edited by M.A. Florian, Springer Verlag, New York 1976.
27. Wachs, M., "Relationships Between Drivers' Attitudes Toward Alternative Routes and Driver and Route Characteristics," Highway Res. Record 197, 1967, pp. 70-87.
28. Tagliacozzo, F. and Pirzio, F., "Assignment Models and Urban Path Selection Criteria," Transpn. Res. 7, 1973, pp. 313-329.
29. Kimber, R.M. and Hollis, E.M., "Traffic Queues and Delays at Road Junctions," Laboratory Report 909, Transport and Road Research Laboratory, Crowthorne, 1979.
30. Akcelik, R., "Traffic Signals: Capacity and Timing Analysis," Research Report No. 123, Australian Road Research Board, Victoria, 1981.
31. Robertson, D.I., "Traffic Models and Optimum Strategues of Control-a Review," Proceedings of the International Symp. on Traffic Control Systems. Vol. 1, 1979, pp. 262-288, Berkeley.
32. Aashtiani, H., "The Multimodal Traffic Assignment Problem," Ph. D. Dissertation, M.I.T., Sloan School of Management, 1979.
33. Karamardian, S., "Generalized Complementary Problem," JOTA 8, pp. 161-168.
34. Fisk, C., D. Boyce, "A General Variational Inequality Formulation of the Network Equilibrium-Travel Choice Problem," Transpn. Sci., 1983.
35. Markotte, P., "Design Optimal d'un Reseau de Transport en Presence d'effects de Congestion," Ph.D. Dissertation, CRT, Universite d's Montreal, 1981.
36. Fisk, C., and S. Nguyen, "Solution Algorithm for Network Equilibrium Models with Asymmetric User costs," Transpn. Sci. 16, 1982, pp. 361-381.
37. Zukhovitshii, S., R. Poliak and M. Primak, "Concowe Multiperson Games: Numerical Methods," Matekon, 1973, pp. 11-30.
38. Hooke, R. and Jeeves, T.A., "Direct Search Solution of Numerical and Statistical Problems, "J. Ass. Comp. Mach. 8, 1961, pp. 212-229.
39. Abdulaal, M. and Leblanc, L.J., "Continuous Equilibrium Network Design Models," Transpn. Res.-B Vol. 13B,

1979, pp. 19-32.

40. Smith, M.J., "Existence, Uniqueness and Stability of Traffic Equilibria," Transpn, Res. 12B, 1979, pp. 295-304.
41. Defermos, S.C., "Traffic Equilibrium and Variational Inequalities," Transpn. Sci. 14, 1980, pp. 42-54.
42. Dafermos, S.C., "An Extended Traffic Assignment Model with Applications to Two-Way Traffic," Transpn. Sci. 6, 1972, pp. 73-87.
43. Bolland, J.D., Hall, M.D. and Van Vliet, "SATURN: A Model for the Evaluation of Traffic Management Schemes," Working Paper 106, Insittute for Transport Studies, University of Leeds England, 1979.