

□ 論 文 □

휴리스틱 동적 통행배정모형의 개발에 관한 연구

Development of A Heuristic Dynamic Traffic
Assignment Model

林 龍 澤

(서울시정개발연구원 초빙책임연구원)

林 岡 源

(서울대 환경대학원 교수)

目 次

- I. 서 론
- II. 기존 연구검토
- III. 휴리스틱 동적통행배정모형의 개발
 - 1. 동적 통행배정모형의 구축
 - 2. 휴리스틱 알고리즘의 개발
- IV. 모형의 평가
 - 1. 단일 기종점가로망
 - 2. 다중 기종점가로망
- V. 결 론

요 약

실시간 변화하는 교통상황을 파악하고 교통혼잡을 완화시키려는 각종 교통정책들을 개발하고 평가하기 위하여 동적 통행배정모형에 대한 연구가 지속되고 있으며 상당한 성과를 이루고 있다. 그러나 이론적인 어려움과 계산량의 과다로 기존의 모형들은 대부분 단순 가로망을 대상으로 적용되어 왔으며 대규모 실제 가로망에 적용하는 데는 상당한 어려움을 겪고 있다.

본 연구의 목적은 실제 가로망에 쉽게 적용할 수 있는 휴리스틱 동적 통행배정모형을 개발하고 이를 해석할 수 있는 알고리즘을 개발하는 데 있다. 개발되는 모형은 변동부등식(variational inequality)으로 구축되며 알고리즘은 휴리스틱 대각화 알고리즘(heuristic diagonalized algorithm)을 개발한다. 예제 가로망을 대상으로 개발된 모형을 평가하며 도출된 해가 Wardrop의 균형해(equilibrium)임을 보인다.

I. 서론

정적 통행배정모형(static traffic assignment model)은 분석대상기간중 교통상황에 변화가 없으며 기-중점간의 통행수요가 시간의 경과에 관계없이 일정하다고 가정한다. 또한, 모든 운전자는 동일한 통행특성과 완전한 교통정보를 갖고 있다고 가정하여 통행행태를 추정하고 있다. 그러나 이런 가정들은 시간에 따라 통행수요가 변하는 첨두시간대의 교통혼잡을 모형화하는데는 한계를 가지고 있다. 따라서 실시간으로 교통상황을 파악하고 해결할 수 있는 시간종속적(time-dependent)인 동적 통행배정모형(dynamic traffic assignment model)의 개발이 요구되어 왔는데, 첫째, 교통혼잡현상의 발생과 소멸과정을 분석하고 이를 해결하기 위한 도구로서, 둘째, 최근의 첨단도로교통체계(ITS, Intelligent Transportation Systems)개발에 따른 운전자의 동적 통행행태(drivers' dynamic traffic behavior)분석의 필요에 따라 동적 통행배정모형의 연구가 최근 활발히 진행되고 있다.

동적 통행배정모형은 정적 통행배정모형과는 달리 기점에서 발생한 통행이 단위 분석시간대 내에 목적지에 도착하지 못하는 경우가 발생한다. 따라서 네트워크상에 남아 있는 통행량을 다음 분석시간대로 전이하여 처리되도록 모형이 구축되어야 한다. 즉, 네트워크상에 존재하는 통행량의 움직임이 모형내에 반영되어야 한다는 차이가 있다.

본 연구에서는 실시간 교통상황을 반영할 수 있는 동적 통행배정모형을 Wardrop의 균형원리에 의해 개발한다. 해석알고리즘으로 휴리스틱(heuristic)개념을 도입한 대각화 알고리즘(diagonalized algorithm)을 개발하고 가상 가로망을 대상으로 알고리즘에서 도출되는 해가 균형해(equilibrium)임을 밝힌다. 개발되는 모형과 알

고리즘은 통행비용함수가 분리(separable) 및 비분리(non-separable)인 경우를 모두 포함하는 일반적인 형태로 개발되나, 평가시에는 비분리 통행비용함수의 결정이 어렵기 때문에 분리인 경우에 한하여 평가한다.

II. 기존 연구검토

동적 통행배정모형은 지난 20여년간 다양한 형태로 개발되어 왔으며 크게 교통류에 기초(flow-based)한 모형과 차량에 기초(vehicle-based)한 모형으로 분류된다. 교통류에 기초한 모형은 거시적인 교통량방정식에 기초를 두고 있으며, 차량에 기초한 모형은 미시적인 차량의 움직임에 기초하고 있다. 현재까지 개발된 동적 통행배정모형에는 모의실험모형, 수리계획모형, 최적제어모형, 휴리스틱모형, 확률적 모형등이 있다.

모의실험 모형(simulation-based model)은 반복적인 통행배정의 틀안에서 시뮬레이션을 통하여 차량의 동적행태를 추정하는 것으로 다른 방법들에 비해 수학적인 속성(mathematical property)이 부족하지만, 첨단교통체계(ITS, Intelligent Transport System)의 효과분석이나 교통제어전략을 쉽게 평가할 수 있는 장점이 있다. 또한 교통류관계로 부터 동적인 통행행태를 더욱 세밀히 묘사할 수 있다. 현재 모의실험 모형으로는 CONTRAM과 TRIPS, INTEGRATION등이 있다

수리계획모형(mathematical programming model)은 Merchant & Nemhauser(1978a,b)가 선구적으로 nonlinear, nonconvex문제로 동적통행배정문제를 모형화한 후, Ho(1980)에 의해서 연속선형모형(successive linear optimization model)으로 변환되어 global solution이 존재함이

입증되었다. 이어 Carey(1986,1987)에 의해서 비볼록 비선형(nonconvex nonlinear)모형에서 볼록 비선형(convex nonlinear)문제로 새롭게 구성되었다. 이후 다양한 수학적인 모형들이 제시되었지만 비볼록 최적화문제(non-convex optimization problem)로 남게되어 매우 단순한 네트워크에 한해서 적용되어 왔다.

Wie(1990), Friesz(1989)는 동적 통행배정모형에 최적제어이론(optimal control theory)을 도입하여 동적 사용자최적 통행배정모형(dynamic user optimal traffic assignment model)을 제시하였으며 Ran et.al(1993), Boyce et.al(1995)등이 교통량 전파제약조건(flow propagation constraints)을 추가한 새로운 순간 동적 사용자최적 통행배정모형(instantaneous dynamic user optimal route choice model)을 제시하였다. 그러나 관련된 대부분의 연구들이 계산상의 어려움으로 단순한 가상 가로망을 대상으로 적용되어 왔으며 최근 전경수의(1995)에 의해 서초구를 대상으로 한 적용사례연구가 행해졌다.

휴리스틱 모형(Heuristic Approach)은 각 시간대별 출발통행량을 이용하여 향후 각 시간대의 링크통행비용을 추정, 최단경로를 구축한후, 점진적으로 통행량을 배정(incremental network loading)하는 방법이다(Janson(1991,1992)). 이 알고리즘은 동적 사용자균형 상태에 도달하지는 못하지만 반복수가 많아짐에 따라 균형상태에 접근하게 된다. 이 방법은 대규모의 가로망에 효과적으로 적용할 수 있으며 컴퓨터 소모시간이 단축되는 장점을 갖고 있다.

확률적 동적통행배정모형(stochastic route/departure time choice model)에 대한 관심은 도로상의 혼잡으로 인한 스케줄지체(= 희망도착시간 - 실제 도착시간)를 최소화시키기 위한 출발시간의 선택문제에서 시작되었다. 이모형은 Ben-Akiva et.al.(1986)에 의해 출발시간대의

선택확률과 경로선택의 동시 결합확률로 logit모형의 형태로 제시되었으며, 수렴해에 도달할 때까지 사용자의 선택행위를 시뮬레이션한다. 그러나 이 모형은 운전자의 학습과정(learning process)의 단순화, 비관련 대안의 독립성(independence of irrelevant alternatives)과 같은 logit 모형의 문제점과 링크 표현의 단순화등의 단점을 갖고 있다.

Ⅲ. 휴리스틱 동적 통행배정모형의 개발

본 연구에서는 앞에서 살펴본 기존의 동적 통행배정모형들과는 다른 휴리스틱 동적 통행배정모형(Heuristic Dynamic Traffic Assignment Model)을 개발한다. 구축되는 모형은 통행비용함수가 비대칭(asymmetric)인 경우에도 적용이 가능하도록 변동부등식(variational inequality)으로 구축되며 해석 알고리즘은 실제 가로망에 적용이 용이한 Janson(1991)의 휴리스틱 개념을 도입한 대각화 알고리즘(diagonalized algorithm)을 개발한다. 본 연구에서 사용되는 통행비용함수는 통행시간만을 고려한다.

1. 동적 통행배정모형의 구축

동적 통행배정모형을 구축하기 위하여 Wardrop의 균형상태를 다음과 같이 동적인 경우로 새롭게 정의한다. 이 정의는 Smith(1993)의 동적 사용자 균형상태의 정의와 동일하다.

(동적 Wardrop균형상태)

모든 OD쌍과 모든 시간대에 대하여 비용이 많이 소요되는 경로는 사용되지 않는다.

For each OD pair and each time t, more costly routes are not used

위 동적 균형상태를 만족하는 동적통행배정 모형을 변동부등문제(Variational Inequality Problem)로 구축하면 다음과 같다.

$$-c(f^{*t}) \cdot (f^t - f^{*t}) \leq 0 \dots\dots\dots(3.1)$$

여기서, $f^{*t} = (f_1^{*t}, f_2^{*t}, \dots, f_n^{*t})$ 와

$f^t = (f_1^t, f_2^t, \dots, f_n^t)$ 는 각각 시점 t의 균형상태의 링크 통행벡터(equilibrium link flow vector)와 가능 링크통행벡터(feasible link flow vector)를 나타내며, f_a^t 는 균형 통행량 f_a^* 에 도달하기전 t시점 링크 a의 통행량이다.

또한, $c(f^{*t}) = (c_1(f^{*t}), c_2(f^{*t}), \dots, c_n(f^{*t}))$ 는 시점 t의 균형 링크 통행비용벡터를 나타낸다.

본 모형에서 고려해야 할 제약조건은 아래와 같다.

$$f_a^t = \sum_{p \in P} \sum_{d \in T} h_p^{dt} \alpha_{pa}^{dt} \quad \text{for all } a \in A, t \in T \dots\dots(3.2)$$

$$q_{rs}^d = \sum_{p \in P_{rs}} h_p^d \quad \text{for all } r \in Z, s \in Z, d \in T \dots\dots(3.3)$$

$$h_p^d \geq 0 \quad \text{for all } p \in P, d \in T \dots\dots\dots(3.4)$$

$$b_{pk}^d = \sum_{t \in T} \sum_{a \in A_{pk}} c_a(f^t) \alpha_{pa}^{dt} \quad \text{for all } p \in P, k \in K, d \in T \dots\dots\dots(3.5)$$

$$[b_{pk}^d - t \Delta t] \alpha_{pa}^{dt} \leq 0 \quad \text{for all } p \in P, k \in K, d \in T, t \in T, a \in A \dots\dots(3.6)$$

$$[b_{pk}^d - (t-1) \Delta t] \alpha_{pa}^{dt} \geq 0 \quad \text{for all } p \in P, k \in K, d \in T, t \in T, a \in A \dots\dots(3.7)$$

- A: 링크집합, A_{pk} : k노드까지 경로p에 속하는 모든 링크집합
- K: 노드집합, Z: 존집합,
- P: 경로집합, P_{rs} : r-s간의 경로집합
- T: 분석시간 집합, Δt : 단위분석시간

여기서, h_p^d 는 d시점에서 출발한 경로 p의

통행량을 나타내며 α_{pa}^{dt} 는 d시점에서 출발한 통행량이 t시점에서 경로 p의 링크 a를 통과하면 1, 그렇지 않으면 0인 가변수(dummy variable)이고, q_{rs}^d 는 d시점에서 출발한 존 r, s간 O/D 통행량을 나타내며 ($q_{rs}^d \in Q^d$), Q^d 는 d시점에서 출발한 총O/D통행량을 나타낸다. 따라서 제약조건(3.2)는 정의적인 제약조건(definitional constraint)이며, 식(3.3)은 통행량 보존조건(flow conservation constraint)을, (3.4)는 비음조건(non-negative condition)을 나타내고 있다.

제약조건(3.5)의 b_{pk}^d 는 d시점에서 출발한 교통량이 p경로를 통하여 k노드까지 도착하는데 소요된 통행시간을 의미하며, 제약조건(3.6)과 (3.7)은 이때 교통량이 위치한 노드를 나타내게 된다. 즉, 제약조건식(3.5),(3.6),(3.7)이 링크상 통행량의 움직임을 표현하게 된다.

본 연구에서 구축된 식(3.1)이 동적 Wardrop의 균형상태와 동등(equivalence)함은 임용택외(1996)에 나타나 있으며 링크 통행비용함수 $c_a(f^{*t})$ 가 단조감소하지 않으면(monotonously non-decreasing), 각 시간대별로 유일해(unique solution)가 존재하게 된다.

2. 휴리스틱 알고리즘의 개발

변동부등식으로 구축된 동적 통행배정모형을 해석하기 위하여 휴리스틱 대각화 알고리즘(heuristic diagonalized algorithm)을 개발한다. 대각화 알고리즘은 기존에 널리 사용되고 있는 Frank-Wolfe 알고리즘을 수정하여 상대적으로 쉽게 구현할 수 있다는 점에서 대표적인 비대칭 통행배정모형(asymmetric traffic assignment model)의 해석알고리즘으로 사용되고 있다. 물론 통행비용함수가 대칭인 통행배정모형도 비대칭 통행배정모형의 특수한 하나의 경우에 해당되기 때문에 대각화 알고리즘으로 해석할 수

있다. Abdulaal & LeBlanc(1979)은 대각화 알고리즘의 수렴해가 사용자 균형해(User Equilibrium solution)를 만족함을 보였으며 링크 통행비용함수의 야코비안 행렬식이 양의 값(positive definite)을 갖게 되면 유일해를 갖게 된다.

대각화알고리즘의 기본 개념은 주대각요소 이외의 요소(off-diagonal element)를 고정시키고 주대각요소(diagonal element)만으로, 즉 분리(separable)형태로 변환시켜 Frank-Wolfe 알고리즘을 적용하여 해를 구하는 것이다. Hearn(1982)은 $G(f^*) = \max_f [c(f^*) \cdot (f^* - f)]$ 를 Gap함수(Gap function)라 부르며 만약, Gap함수의 값이 0이 되면, 즉 $G(f^*) = 0$, 링크에 배정된 통행량은 Wardrop의 균형해가 됨을 보였다.

본 연구에서는 대각화 알고리즘에 Janson(1991)의 휴리스틱 네트워크 부하(network loading)기법을 도입한 휴리스틱 대각화 알고리즘을 다음과 같이 개발한다.

[단계 0] 초기화

- 반복수 $l=1$
- 시간대 $t=1$
- 가능통행벡터 f^t 계산

[단계 1] 부문제 해석

1-1. 링크 통행비용계산 $c_a(f^t)$

1-2. network loading

(1) $c_a(f^t)$ 를 이용하여 최단경로 탐색

(2) 분석시간대(Δt)동안 통행량이 이동한 위치관단 : 식(35),(36),(37)

(3) 향후 시간대로 투영된 링크 통행량(y_a^{t+m} , projected link volume)

$$\text{계산 : } y_a^{t+m} = \theta^t w_{t-1}^{t+m} f_a^{t-1} + (1 - \theta^t) w_t^{t+m} f_a^t, \quad a \in A, m \geq 0, t+m \in T \dots \dots \dots (38)$$

(4) 확장된 각 시간대별 링크 통행시간

$c_a(y^{t+m})$ 을 계산하고 최단경로 탐색

(5) all-or-nothing 통행배정(g^{t+1})

1-3. 링크 통행량갱신

$$f^{t+1} = f^t + \alpha(g^{t+1} - f^t)$$

1-4. 수렴여부 검토

$$\text{만약 } G(f^{t+1}) = c(f^{t+1}) \cdot (f^{t+1} - f^t) \approx 0,$$

stop : 최적해 f^{t+1}

그렇지 않으면, 1-1단계로

[단계 2] 주문제

만약 $f^{t+1} \approx f^t$ 이면, stop

그렇지 않으면, $l=l+1$ 후, [단계1]로

[단계 3]

만약 분석시간 $t \geq$ 분석시간대수

이면, stop 그렇지 않으면,

$t=t+1$ 후, [단계1]로

여기서, f_a^t 는 a 링크의 t 시간대 통행량을, w_t^{t+m} 는 t 시간대와 t+m 시간대의 전체 출발 통행량의 비($w_t^{t+m} = Q^{t+m} / Q^t$)를, Q^t 는 t 시점의 총 출발통행수요를, θ^t 는 이전시간대와 현 시간대의 통행량을 가중시키는 파라메타를 나타낸다. 위 알고리즘은 비용함수가 대칭뿐만 아니라 비대칭(asymmetric)인 경우에도 적용할 수 있는 일반적인 형태로 개발되었다.

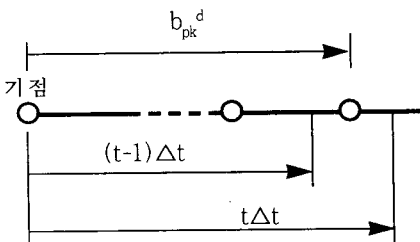
본 연구에서 개발된 알고리즘이 기존의 동적 통행배정 알고리즘과는 다음과 같은 차이가 있다. 기존의 가로망 부하(network loading) 알고리즘이 분석단위시간내에 목적지에 도달하지 못하는 통행은 도착 노드에 저장한후, 다음 분석시간대의 O/D통행량에 추가(added)하여 네트워크 확장(network expansion)을 통하여 배정하는 반면,

본 연구에서 개발된 알고리즘은 분석단위시

간내에 목적지에 도달하지 못하는 통행량을 도착 노드에 저장하지 않고 도착 노드를 새로운 기점(origin)으로 하여 다음 분석시간대의 교통 상황을 미리 예측하면서 지속적으로 목적지까지 도달하도록 배정한다. 본 알고리즘의 [단계 1] 1-2.의 가로망 부하(network loading)단계가 여기에 속하는 데, 이를 좀 더 자세히 살펴보면 다음과 같다.

(1) 먼저, 1-1.에서 구한 각 링크의 통행비용 $c_a(f^t)$ 를 이용하여 첫 번째 기점(origin)에서 첫 번째 목적지(destination)까지 최단경로(minimum path)를 계산한다.

(2) 구해진 최단경로를 따라 기점(origin)에서 출발한 통행량이 단위분석시간 (Δt)동안 이동한 노드의 위치를 구하게 되는 데, 이때 식(3.5)의 b_{pk}^d 은 임의의 노드 k 까지 통행한 시간이며, 식(3.6)과 식(3.7)의 Δt 와 $(t-1)\Delta t$ 는 아래 <그림3.1>에서 보듯이 현재 시점 t와 이전시점(t-1)까지의 통행시간을 각각 나타낸다. 따라서 임의의 노드 k가 식(3.6)과 (3.7)을 만족하게 되면 노드 k는 통행량이 도착한 노드의 위치가 된다.



< 그림3.1 > 통행량이 이동한 노드의 위치판단

(3) 위에서 구해진 노드 k는 새로운 기점(new origin)이 되며 가로망은 다음시간대의 교통 상황을 반영하도록 변환된다. 이때 다음시간

대의 링크 통행량의 추정이 필요한데, 이를 위하여 향후시간대(projected time periods)로 투영된 링크통행량(projected link volume) y_a^{t+m} 을 식(3.8)을 이용하여 구한다. y_a^{t+m} 값은 식에서 보듯이 링크 a의 이전시점 통행량 f_a^{t-1} 와 현시점 통행량 f_a^t 를 가중하여 구하게 되며, 이전 시간대와 현재 그리고 다음 시간대의 통행수요 변화를 반영하기 위하여 $w_{t-1}^{t+m} (=Q^{t+m}/Q^{t-1})$ 와 $w_t^{t+m} (=Q^{t+m}/Q^t)$ 를 파라메타로 고려한다. 여기서 처음 시간대 $t=1$ 의 이전 통행량 f_a^0 는 f_a^1 과 같게 둔다. θ^t 는 이전시점의 통행량과 현시점의 통행량을 가중시키는 파라메타로서 $\theta^t = (\text{총기점수} - \text{배정되는 기점수}) / (\text{총기점수})$ 로 결정한다. 이렇게 구해진 y_a^{t+m} 는 단지 다음 (4)단계에서 최단경로를 구하기 위하여 도입된 것으로 실제 가로망에 부하되는 통행량은 아니다.

(4) 다음 시간대로 투영된 링크 통행량 y_a^{t+m} 를 이용하여 각 링크의 통행시간을 계산하고 이를 가지고 새로운 기점 k에서 목적지까지의 최단경로(minimum path)를 구한다.

(5) 위 (2)~(4)단계를 목적지에 도달할 때까지 반복하며, 최종적으로 구해진 최단경로에 통행량을 전량배정(all-or-nothing)한다.

(6) 위 (1)~(5)과정을 모든 목적지(destination)에 대하여 실행한다.

(7) 위 (1)~(6)과정을 다음 기점(origin)에 대하여 반복한다.

본 알고리즘은 향후 시간대의 통행량을 추정하여 최단경로를 탐색하는 가로망 부하과정에서 휴리스틱(heuristic)한 측면이 있으며, 이 방법의 장점은 대규모의 가로망에 적합한 것으로 나타나 있다(Janson,1991). 그러나 Janson 알고리즘과의 차이는 Janson의 알고리즘이 점진적으로 가로망 부하(incremental network loading)

를 실시하여 균형해를 확인할 수 없는 데 반해, 본 알고리즘은 Wardrop의 균형해에 수렴하게 된다는 점이다.

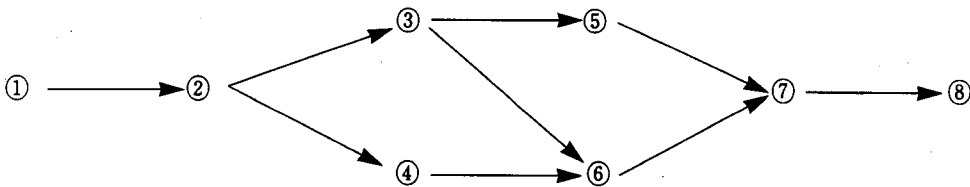
IV. 모형의 평가

본 연구에서 개발된 모형을 평가하기 위하여 2개의 가로망을 대상으로 모형을 적용한다. 링크 통행비용함수가 자신의 링크 통행량뿐만 아니라 타 링크 교통류의 영향을 고려하는 비분리(non-separable)인 경우, 통행비용함수(travel cost function)의 설정이 어렵기 때문에 본 연구에서는 분리(separable)인 경우에 한하여 평가한다. 사용되는 링크 통행비용함수는 BPR(Bureau of Public Roads)식을 적용한다.

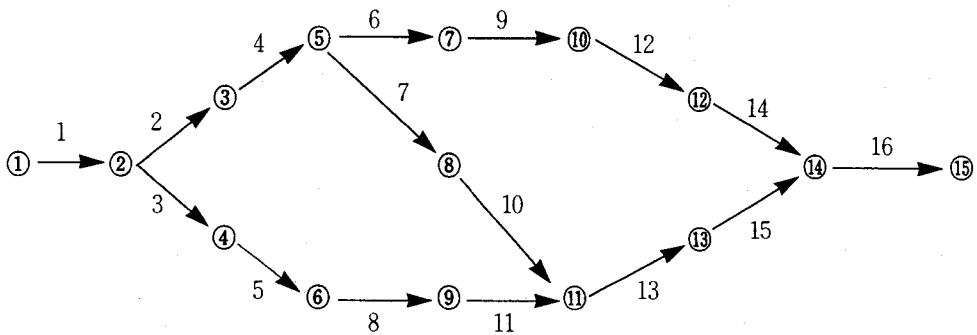
1. 단일 기종점가로망

개발된 모형을 평가하기 위하여 아래 <그림 4.1>과 같이 단일 기종점을 갖고 있으며 8개의 노드와 9개의 링크로 구성된 가상가로망을 이용한다. 그러나 실제 프로그램상에는 좀 더 정확한 계산을 위하여 <그림 4.2>와 같이 코딩되어 있다. 여기서 노드와 노드 사이에 가상 노드(dummy node)를 추가하면 좀 더 정확히 통행량의 움직임을 표현할 수 있으나 컴퓨팅 시간이 많이 소요된다는 단점이 있다.

통행량은 기점①에서 종점⑧로 첫 번째 시간대에만 1000대의 차량이 출발한다고 가정한다. 단위 분석시간대(time slice)는 100초로 4개의 시간대 동안만 적용한다. 초기 통행시간은 모든 링크가 96초이며(단, ①-②와 ⑦-⑧은 30초) 링크용량은 모두 600대/단위시간대이다.



<그림 4.1> 예제 가상가로망



<그림 4.2> network coding

1) 분석과정

위 예제의 풀이과정을 알고리즘의 각 단계별로 살펴보면 다음과 같다.

[단계0] 초기화

- 초기통행시간 (t_{ba}), 링크 용량 (c_a) 입력
- 반복수 $l=1$, 시간대 $t=1$,
- 각 링크별 통행시간계산 및 전량배정(all-or-nothing)으로 각 링크 통행량계산 ($f_a^{l,t}$)

[단계1] 부문제해석

1-1. BPR식을 이용하여 링크 통행시간계산

$$: c_a(f_a^{l,t}) = t_{ba} [1 + 0.15 (\frac{f_a^{l,t}}{c_a})^4]$$

1-2. 가로망 부하(그림4.2와 4.3참조)

(1) 기점①에서 종점⑮까지 최단경로 결정

$$: \textcircled{1} \rightarrow \textcircled{2} \rightarrow \textcircled{4} \rightarrow \textcircled{6} \rightarrow \textcircled{9} \rightarrow \textcircled{11} \rightarrow \textcircled{13} \rightarrow \textcircled{14} \rightarrow \textcircled{15}$$

(2) 기점①에서 출발한 통행량이 100초동안 이동하여 도착한 노드판단 : 노드④에 도착

(3) 다음시간대($t=2$)로 투영된 링크 통행량계산 : $y_a^{t,2}$

(4) 다음시간대($t=2$)의 링크 통행시간계산 $c_a(y_a^{t,2})$: 노드④를 새로운 기점으로 하여 목적노드⑮까지 최단경로 결정

$$: \textcircled{4} \rightarrow \textcircled{6} \rightarrow \textcircled{9} \rightarrow \textcircled{11} \rightarrow \textcircled{13} \rightarrow \textcircled{14} \rightarrow \textcircled{15}$$

(5) 종점⑮에 도착할 때까지 (2)~(4)단계 반복수행

종점에 도착하면 지금까지 발견된 최단경로에 통행량 1000대를 전량배정 : $g^{l,t}$

1-3. 링크 통행량갱신 : $f^{l,2} = f^{l,1} + \alpha(g^{l,t} - f^{l,1})$

여기서 최적이동크기 α 는 Gap함수를 최소화시키는 값으로 bisection방법으로 계산

1-4. 수렴여부 검토

만약 $G(f^{l,2}) \approx 0$ 이면 정지 : 최적해 $f^{l,2}$

그렇지 않으면 1-1단계로

[단계 2] 주문제 수렴검토

만약 $f^{l+1} \approx f^{l,t}$ 이면, 정지

그렇지 않으면, $l=l+1$ 후, [단계1]로

[단계 3]

만약 분석시간 $t \geq 4$ (분석시간대수) 이면 정지, 그렇지 않으면, $t=t+1$ 후, [단계1]로

2) 분석결과

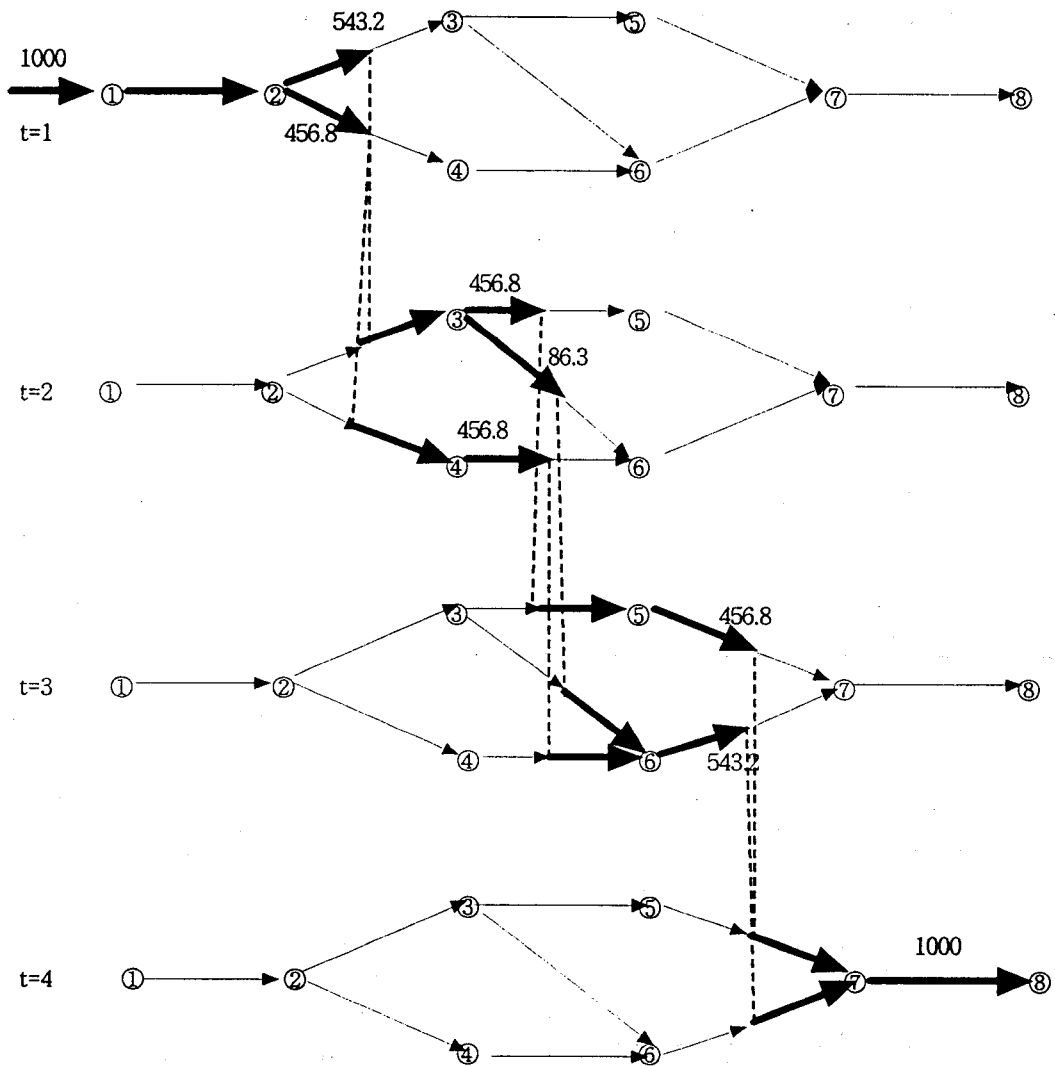
기점①에서 출발한 통행량의 시간대별 흐름이 <그림4.3>에 나타나 있다. 그림에서 보듯이 $t=1$ 시점에서 출발한 1000대의 통행량은 노드②에서 각 543.2대와 456.8대로 분리되어 진행되다가 $t=2$ 시점에서는 노드③에서 543.2대는 다시 456.8대와 86.3대로 분리되어 진행되며 노드④로 분리된 통행량 456.8대는 $t=3$ 시점에서 노드③에서 분리되어 나온 86.3대와 합쳐져 543.2대가 된다. $t=4$ 시점에서는 3개의 경로를 통하여 진행되어 온 차량들이 노드⑦에서 모두 합쳐져 목적지인 노드⑧에 도달하게 된다.

<표4.1>은 시간대별 각 경로의 통행시간을 정리한 것이다. 표에서 보듯이 3가지 경로 모두 약간의 오차는 있지만 각 시간대별로 경로 통행시간이 거의 같다는 것을 알 수 있다. 따라서 동적 사용자 균형(dynamic user equilibrium)이 존재하며 본 연구에서 개발된 알고리즘이 동적 균형해로 수렴하고 있음을 알 수 있다.

동적 통행배정모형이 Wardrop의 균형상태(equilibrium)에 도달하는지를 알아 보기 위한 Gap함수값의 변화가 <그림4.4>에 나타나 있다. Gap함수의 값은 Wardrop의 균형상태에 도달하게 되면 0이 된다. 그림에서 보듯이 Gap함수의 값은 일시 증가했다가 iteration이 8회이상 되면 0에 수렴하고 있다. 따라서 본 연구에서 개발된 동적통행배정모형이 Wardrop의

균형해에 도달하고 있음을 다시 한번 확인할 수 있다. <그림4.5>은 이때 최적이동크기(optimal move size)의 변화를 보이고 있는 데, 반복

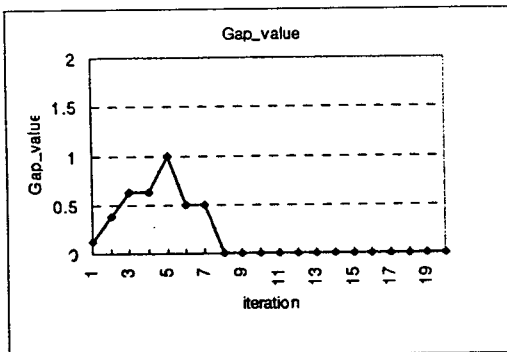
횟수가 증가함에 따라 최적 이동크기(α)는 지속적으로 감소하고 있다.



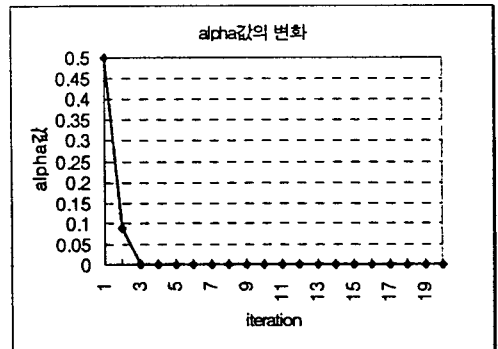
<그림4.3> 시간대별 통행량의 흐름

< 표4.1 > 경로별 통행시간

시 간 대	경로 별 통행 시간 (초)			
	경로 1	경로 2	경로 3	최대-최소 (변화율)
1	352.8	352.8	350.4	2.4 (0.0068)
2	350.4	348.0	350.4	2.4 (0.0069)
3	350.4	352.8	352.8	2.4 (0.0068)
4	382.7	382.7	382.7	0.0 (0.0)



< 그림4.4 > Gap함수값의 변화

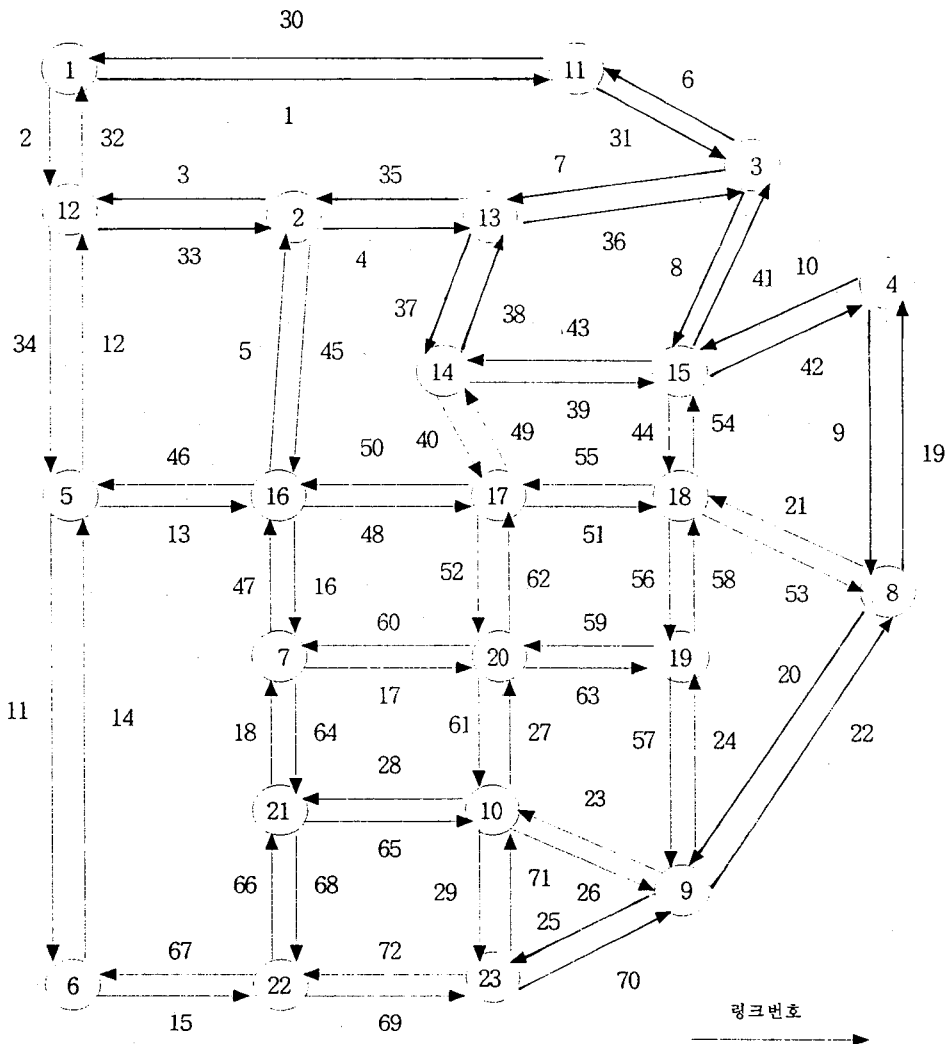


< 그림4.5 > alpha값의 변화

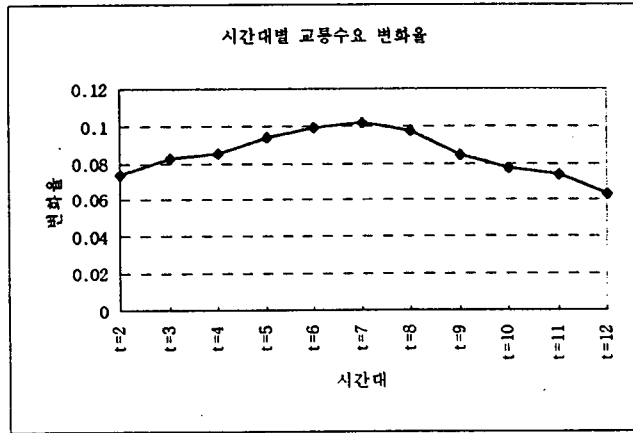
2. 다중 기종점가로망

모형을 평가할 두 번째 가로망은 좀 더 현실적인 경우로 23개의 노드와 72개의 링크로 구성된 Sioux Falls가로망을 대상으로 한다. 이 가로망은 23개 노드 모두가 존 센트로이드(zone

centroid)로 구성되어 있으며 <그림4.6>과 같다. 300초(5분)를 하나의 분석시간대로 하여 총12개의 분석시간대, 즉 1시간을 대상으로 모형을 분석하며 교통수요는 <그림4.7>과 같이 각 시간대별로 변하게 주어진다. 네트워크 입력자료와 기종점 통행자료는 <부록>에 나타나 있다.



<그림4.6> Sioux Falls가로망



〈그림4.7〉 교통수요의 변화

1) 분석결과

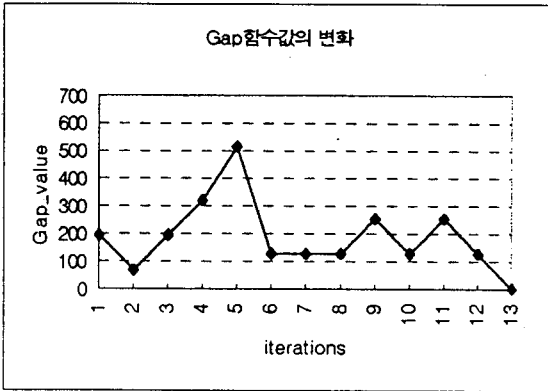
동적 통행배정모형의 경우 차량의 움직임을 시간적으로 저장해야 하기 때문에 일반적으로 많은 컴퓨터 용량과 수행시간이 요구된다. 본 연구에서 개발된 동적 모형을 Sioux Falls네트워크에 12시간대 동안 적용한 결과, 개인용 컴퓨터 (Pentium-S, CPU 150MHz, 16MB RAM)에서 537초(8.9분)가 소요되었다. 여기에는 네트워크를 정상상태로 초기화시키는 초기 시간대와 12개의 분석시간대 종료후 네트워크상에 남아 있는 차량들을 목적지에 도달시키기 위한 2개의 추가 시간대를 포함하고 있다. 즉 총 15시간대를 분석한 소요시간이며 대부분의 시간이 최단 경로를 탐색하고 통행량을 부하하는 가로망 부하(network loading)단계에 쓰여지고 있다. 타 동적 통행배정 알고리즘과의 수행시간 비교는 대상가로망 및 사용 컴퓨터기종 등이 다르기 때문에 객관적인 비교는 곤란하였다.

〈그림4.8〉은 Gap함수값의 변화를 보여주고 있다. 그림에서 보듯이 앞절의 단일 기종점가로망과는 달리 여러차체 진동을 거듭한 후 반복수가 13회에 도달하면 Gap함수값이 0이 되어

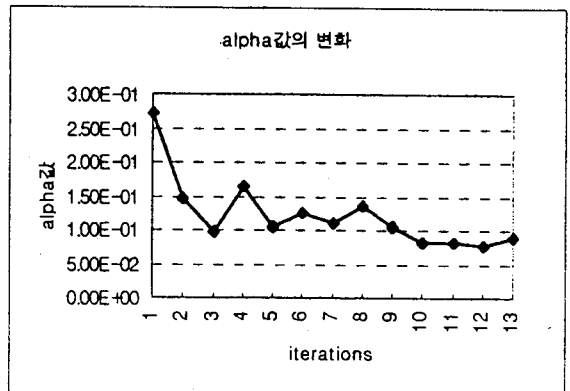
균형해에 도달하고 있다. 〈그림4.9〉는 이때의 최적이동크기(alpha)변화를 보여주고 있으며 반복수가 증가함에 따라 점차 감소하고 있다. 균형상태에 도달하는 다른 증거로 〈그림4.10〉의 k 값 변화를 살펴볼 수 있다. 여기서 k 값은 다음과 같이 정의된다

$$k = \frac{\sqrt{\sum_a (f_a^{t+1} - f_a^t)^2}}{\sum_a f_a^t} \quad \text{for all } a \in A \dots\dots(4.1)$$

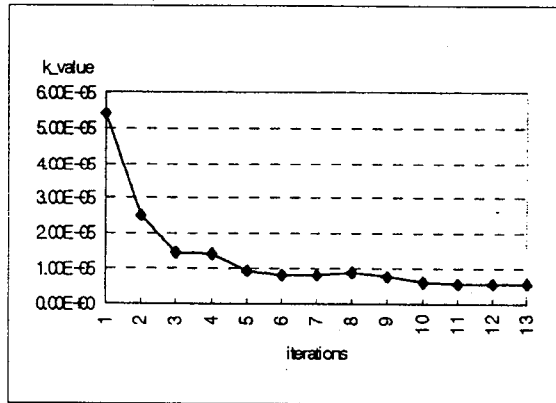
즉, k 값은 반복횟수 t 과 $t+1$ 사이의 링크 통행량의 상대적인 변화율을 나타내는 것으로 k 값이 일정한 값이하로 감소하면 링크 통행량이 균형해에 도달하는 것으로 본다(Sheffi, 1985). 이것은 기종점이 다수인 경우 모든 경로의 통행비용을 열거(path cost enumeration)하여 비교하는 것이 어렵기 때문에 수렴조건을 대안으로 흔히 사용되고 있다. 〈그림4.10〉에서 보듯이 k 값은 반복횟수가 증가함에 따라 꾸준히 감소하여 $1.0E-05$ 이하로 내려가고 있다. 이것은 각링크별로 통행량의 변화가 거의 없는 균형상태에 도달했음을 의미한다.



<그림4.8> Gap함수값의 변화



<그림4.9> alpha값의 변화



<그림4.10> k값의 변화

V. 결 론

본 연구에서는 휴리스틱 동적 통행배정모형을 개발하고 개발된 모형식을 해석하기 위하여 Frank-Wolfe 알고리즘을 수정한 대각화 알고리즘(Diagonalized Algorithm)을 개발하였다. 개발된 알고리즘은 Janson의 휴리스틱 개념을 도입하였으며 이 방법은 손쉽게 대규모 가로망에 적용할 수 있다는 장점을 갖고 있다. 단순 가로망을 대상으로 알고리즘을 검토한 결과 각 경로별 통행비용이 동일하게 도출되어 동적 Wardrop의 균형해에 도달하고 있음을 알 수 있

었으며, 반복횟수가 증가함에 따라 Gap함수값이 0에 접근하여 본 연구의 해석 알고리즘이 Wardrop의 균형해를 도출하고 있음을 확인할 수 있었다. 또한 Sioux Falls를 대상으로 분석한 결과도 제시하였다. 본 연구에서 개발된 동적 통행배정모형은 최근 활발히 연구되고 있는 첨단교통체계(ITS)하의 각종 시간종속적인 전략들을 개발하고 평가할 수 있는 도구로 이용될 수 있을 것으로 기대된다.

후속 연구과제로는 다른 링크통행량의 영향을 고려할 수 있는 비분리 링크 통행비용함수(non-separable travel cost function)의 정립과 이

를 본 모형에 적용한 연구가 필요하며 분석시간대 (Δt)의 크기와 각 링크별 가상노드(dummy nodes)의 수에 따라 분석결과에 다소 차이가 있을 것으로 예상되기 때문에 이에 대한 연구도 요구되고 있다. 또한, 링크상 차량의 움직임을 좀 더 세밀히 모형에 반영하는 연구와 다른 동적 통행배정모형들과의 비교연구도 남아 있다.

VI. 참고문헌

- 임용택, 임강원(1996) 교통신호를 고려한 동적 통행배정모형의 구축 및 해석 알고리즘의 개발에 관한 연구, 환경논총 제34권, 17-33
- 전경수, 오세현(1995) 최적 제어이론을 이용한 동적 통행배정모형의 적용에 관한 연구, 대한교통학회지 제13권 제4호, 5-29
- Abdulal M. and Leblanc L.J.(1979) Methods for combining modal split and equilibrium assignment models, Transportation Science, 13, 292-314
- Beckmann, P.L., McGuire, C.B. and Winsten, C.B.(1956) Studies in the economics of transportation, Yale University Press, New Haven, Conn
- Ben-Akiva, M., De Palma A. and Kanaroglan P.(1986) Dynamic model of peak period Traffic congestion with Elastic Arrival Rate, Transportation Science 20, 164-181
- Boyce, D., B. Ran, L.J. LeBlanc(1995) Solving on Instantaneous Dynamic User-Optimal Route Choice Model, Transportation Science, 128-142
- Carey M.(1986) A constraint qualification for a dynamic traffic assignment model, Transportation Science 20, 55-58
- Carey M.(1987) Optimal time-varying flows on congested networks, Operations Research 35, 58-69
- Dafermos, S.C.(1980) Traffic Equilibrium and Variational Inequalities, Transportation Science 14(1), 42-54
- Friesz T.L., Luque F.J., Tobin R.L. and Wie B-K., (1989) Dynamic network traffic assignment consistent as a continuous time optimal control problem, Operations Research 37, 893-901
- Heam, D.W.(1982) The gap function of a convex program, Operations Researches, Let. 1, 67-71
- Ho J.K.(1980) A successive linear optimization approach to the dynamic traffic assignment problem, Transportation Science 14, 295-305
- Janson, B.(1991) Dynamic traffic assignment for urban road networks, Transportation Research 25(B), 143-161
- Janson, B. and F. Southworth(1992) Estimating departure times from traffic counts using dynamic assignment, Transportation Research 26(B), 3-16
- Merchant D.K. and Nemhauser G.L.(1978a) A model and an algorithm for the dynamic traffic assignment problems, Transportation Science 12, 183-199
- Merchant D.K. and Nemhauser G.L.(1978b) Optimality conditions for a dynamic traffic assignment model, Transportation Science 12, 200-207
- Ran B., D. Boyce & L. J. LeBlanc(1993) A new

class of instantaneous dynamic user-optimal traffic assignment models, Operations Research, 192-202

Sheffi, Y.(1985) Urban Transportation Networks : equilibrium analysis with mathematical programming methods, Prentice Hall, New Jersey, p.119-120

Smith, M. J. (1979) The existence, uniqueness and stability of traffic equilibria. Transportation Research 13(B), 295-304

Smith M. J.(1993) A new dynamic traffic model

and the existence and calculation of dynamic user equilibria on congested capacity-constrained road networks, Transportation Research 27B, 49-63

Wardrop,J.G.(1952) Some theoretical aspects of road traffic research, Proceedings of Institute of Civil Engineering, part 2, 325-378

Wie,B-K,T.L. Friesz and R.L. Tobin(1990) Dynamic user optimal traffic assignment on congested multidestination network, Transportation Research 24B, 431-442

< 부록 > Sioux Falls 입력자료

1. 기종점 통행자료.(단위 : 100veh/hr)

0	D	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22	23
1	0	1	1	5	2	3	5	8	5	13	5	2	5	3	5	5	1	3	3	1	4	3	1	
2	1	0	1	2	1	4	2	4	2	6	2	1	3	1	1	4	0	1	1	0	1	0	0	
3	1	1	0	2	1	3	1	2	1	3	3	2	1	1	1	2	0	0	0	0	1	1	0	
4	5	2	2	0	5	4	4	7	7	12	14	6	6	5	5	8	1	2	3	2	4	5	2	
5	2	1	1	5	0	2	2	5	8	10	5	2	2	1	2	5	0	1	1	1	2	1	0	
6	3	4	3	4	2	0	4	8	4	8	4	2	2	1	2	9	1	2	3	1	2	1	1	
7	5	2	1	4	2	4	0	10	6	19	5	7	4	2	5	14	2	4	5	2	5	2	1	
8	8	4	2	7	5	8	10	0	8	16	8	6	6	4	6	22	3	7	9	4	5	3	2	
9	5	2	1	7	8	4	6	8	0	28	14	6	6	6	9	14	2	4	6	3	7	5	2	
10	13	6	3	12	10	8	19	16	28	0	40	20	19	21	40	44	7	18	25	12	26	18	8	
11	5	2	3	15	5	4	5	8	14	39	0	14	10	16	14	14	1	4	6	4	11	13	3	
12	2	1	2	6	2	2	7	6	6	20	14	0	13	7	7	7	2	3	4	3	7	7	5	
13	5	3	1	6	2	2	4	6	6	19	10	13	0	6	7	6	1	3	6	6	13	8	8	
14	3	1	1	5	1	1	2	4	6	21	16	7	6	0	13	7	1	3	5	4	12	11	4	
15	5	1	1	5	2	2	5	6	10	40	14	7	7	13	0	12	2	8	11	8	26	10	4	
16	5	4	2	8	5	9	14	22	14	44	14	7	6	7	12	0	5	13	16	6	12	5	3	
17	1	0	0	1	0	1	2	3	2	7	2	2	1	1	2	5	0	3	4	1	3	1	0	
18	3	1	0	2	1	2	4	7	4	18	4	3	3	3	8	13	3	0	12	4	12	3	1	
19	3	1	0	3	1	3	5	9	6	25	6	5	6	5	11	16	4	12	0	12	24	7	4	
20	1	0	0	2	1	1	2	4	3	12	4	3	6	4	8	6	1	4	12	0	18	7	5	
21	4	1	1	4	2	2	5	5	7	26	11	7	13	12	26	12	3	12	24	18	0	21	11	
22	3	0	1	5	1	1	2	3	5	18	13	7	8	11	10	5	1	3	7	7	21	0	7	
23	1	0	0	2	0	1	1	2	2	8	6	5	7	4	4	3	0	1	4	5	11	7	0	

2. 가로망 입력자료

link #	A->Bnode	t_0 (sec)	cap(veh/hr)	link #	A->Bnode	t_0 (sec)	cap(veh/hr)
1	1 11	60	3800	37	13 14	45	2800
2	1 12	45	3200	38	14 13	45	2800
3	2 12	50	3400	39	14 15	45	2600
4	2 13	45	3000	40	14 17	45	2600
5	2 16	50	3200	41	15 3	45	2700
6	3 11	55	3400	42	15 4	45	2400
7	3 13	45	3000	43	15 14	45	2600
8	3 15	45	2700	44	15 18	45	2700
9	4 8	50	2800	45	16 2	45	3200
10	4 15	45	2400	46	16 5	45	3400
11	5 6	60	3800	47	16 7	45	3800
12	5 12	55	3600	48	16 17	45	2800
13	5 16	50	3400	49	17 14	45	2600
14	6 5	60	3800	50	17 16	45	2800
15	6 22	50	3400	51	17 18	45	2200
16	7 16	50	2800	52	17 20	45	2500
17	7 20	45	3000	53	18 8	45	3200
18	7 21	45	2400	54	18 15	45	2700
19	8 4	50	2800	55	18 17	45	2200
20	8 9	60	3200	56	18 19	45	2700
21	8 18	45	3200	57	19 9	50	3000
22	9 8	60	3200	58	19 18	45	2700
23	9 10	50	2600	59	19 20	45	2400
24	9 19	50	3000	60	20 7	45	3000
25	9 23	55	2400	61	20 10	45	2700
26	10 9	50	2600	62	20 17	45	2500
27	10 20	45	2700	63	20 19	45	2400
28	10 21	45	2400	64	21 7	45	2400
29	10 23	50	2800	65	21 10	45	2400
30	11 1	60	3800	66	21 22	45	2400
31	11 3	55	3400	67	22 6	50	3400
32	12 1	45	3200	68	22 21	45	2400
33	12 2	50	3400	69	22 23	55	3000
34	12 5	55	3600	70	23 9	55	2400
35	13 2	45	3000	71	23 10	50	2800
36	13 3	45	3000	72	23 22	55	3000