

■ 論 文 ■

### 다중계층 통행배분 알고리즘 개발 (다차종을 중심으로)

Development of multiclass traffic assignment algorithm  
(Focused on multi-vehicle)

**강진구**

(석산엔지니어링 교통부 이사)

**류시균**

(경기개발연구원 책임연구원)

**이영인**

(서울시립대학교  
건축도시조경학부 교수)

#### 목 차

- I. 서론
  - II. 기존 연구의 고찰
  - III. 다중계층 이용자 균형 통행배분 알고리즘 개발
    - 1. 모형의 정식화
    - 2. 알고리즘 개발
  - IV. 사례 연구
    - 1. 분석 네트워크의 설정
    - 2. 사례문제의 특성분석
    - 3. 문제의 풀이
  - V. 결론 및 향후연구 과제
- 참고문헌

Key Words : 다중계층, 유전자 알고리즘, 변동부등식, Gap함수, 군집화(clustering)

#### 요 약

교통량배분문제 가운데 다중계층 교통량배분문제는 유일해가 보장되지 않는 대표적 사례로 최근 들어 모형의 정식화 및 해법에 관해서 활발하게 전개되고 있다. 정식화에 있어서는 변동부등식이나 고정점문제를 활용한 정식화가 보편적으로 활용되고 있으나 해법(알고리즘)에 관한 연구는 미흡한 실정이다.

본 연구에서는 변동부등식으로 정의된 다중계층 이용자균형 교통량배분문제의 해법으로서 GA알고리즘과 대각화알고리즘, 군집화알고리즘을 조합한 Hybrid Algorithm을 개발, 제안한다. GA알고리즘과 군집화알고리즘은 해의 탐색을 전역적이면서도 효과적으로 수행하기 위해서 도입된 대각화 알고리즘의 보완적 알고리즘이라 할 수 있다.

본 연구에서는 또한, 다중계층 이용자균형 교통량배분문제의 해법으로서의 제안된 AMSA(The Algorithm of Multiclass Static User Equilibrium Assignment)의 특징을 예제풀이를 통해서 설명하고 있다.

## I. 서론

경제학 분야의 균형이론<sup>1)</sup>을 통행 배분의 문제에 적용한 것은 J.G. Wardrop(1952)이며, 그는 네트워크 상에서 운전자의 경로 선택에 관한 원리를 최초로 제시하였다. 그 후 Beckmann(1956)에 의하여 Wardrop의 원리가 최소화 문제로 정식화됨으로써 균형이론적 접근법은 지속적으로 관심을 받고 있다. 그렇지만 Beckmann의 정식화에는 Wardrop의 균형 원리에는 존재하지 않는 가정이 내재되어 있는데, 즉, 링크비용함수에 대칭성과 단조성을 가정한 모형이다. 여기서 대칭성이란 통행비용함수를 구성하는 각 변수들의 상호 영향이 동일하다는 것을 의미하고, 단조성이란 교통량이 증가하면 통행비용이 증가한다는 것으로, 이는 각 링크의 통행비용(시간)이 해당 링크의 교통량만의 함수로만 구성될 경우에 성립하게 된다. 이런 유형의 가장 대표적인 통행비용 함수로서 미도로국(USDOT)의 BPR함수가 있다. 이렇게 통행비용함수가 대칭성과 단조성을 만족하게 되면 통행배분 문제는 볼록(convex)문제화 되어 유일해를 찾는 최적화 문제가 된다.<sup>2)</sup>

그러나 교차로에서의 각 링크의 교통량은 상호 독립적이고 못하고 서로간에 영향을 주고 받으며, 동일 링크상의 차종간에도 상호작용이 존재한다. 가령 교차로에서의 지체는 교통공학적으로 잘 알려진 바와 같이 동일 교차로를 통과하는 타 링크교통량과 밀접한 관계를 맺고 있으며, 또 다수의 차종이 동일한 링크공간을 공유할 경우 자기자신의 교통량 뿐만 아니라 다른 차종의 교통량에도 영향을 받게 된다. 이렇게 상호 영향을 주고받는 다른 링크교통량이나 차종들을 변수로 하는 통행배분 문제를 다중계층 통행배분 문제라 한다.<sup>3)</sup>

이러한 다중계층 통행배분 문제를 모형화 하기 위해서는 상호 영향을 주고받는 모든 요소를 변수로 하는 통행비용함수를 기반으로 통행배분 모형을 구축하여야 한다. 통행비용함수를 구성하는 각 변수간의 상호 영향의 정도는 서로 동일한 크기일 수도 있고 다

를 수도 있다. 서로의 영향이 동일한 것을 대칭문제라고 하고, 그렇지 않은 경우를 비대칭 문제라고 한다. 그러나 대칭성 가정이 현실적이지 않음은 기존의 많은 연구에서 지적된 바 있고(G.J. Roth, 1965 ; S.C. Dafermos, 1972 ; A. Charnes and W.W. Cooper, 1958 ; R. Akcelik, 1978 ; Potts and Oliver, 1972) 상식적인 판단으로도 자명하다. 따라서 다중계층 통행배분 문제는 비대칭 통행비용함수로 구성되는 모형을 구축하여야만 올바른 접근방법이 된다.

이러한 비대칭 통행배분 문제는 분리문제와는 다른 지역해(local solution)가 존재하는 비볼록(non-convex) 문제가 되며 반드시 유일 전역해(unique global solution)가 보장되지는 않는다. 다중계층 모형은 교통 현상을 표현하는 이론적 측면에서의 우수성 뿐만 아니라 교통정책의 효과를 측정할 수 있는 폭넓은 응용성을 갖고 있다. 가령, 혼잡세(road pricing), 접근제한(Restricted access), 전용차선, 최근 이슈화되고 있는 첨단 운전자 정보시스템 등의 효과를 측정하기 위해서는 다중계층으로 모형화 해야 한다.

이러한 다중계층 통행배분 모형의 현실 적용성을 높이려면 두 가지 측면의 연구가 진행되어야 한다. 하나는 다중계층 통행비용 함수에 대한 연구이고, 다른 하나는 알고리즘 측면의 연구이다. 이 중에서 전자는 해법이 존재해야 가능한 연구이므로 본 연구에서는 알고리즘 개발에 목적을 두기로 한다.

## II. 기존 연구의 고찰

현실 도로망에서 나타나고 있는 교통류간 상호작용의 표현은 분리문제를 통한 접근법으로는 많은 제약이 따른다. 따라서 분리문제로서의 통행배분 연구는 연구의 초기부터 꾸준히 문제가 제기되어 왔다.

Prager(1954)는 대항차로 교통량을 고려해야 함을 최초로 언급하였으나 문제 제기수준에 머물렀으며, 다중계층 문제에 대한 본격적인 연구는 '70년대에 시작되었다. 이의 대표적인 학자로서 J.G. Sender와 M. Netter(1970) 그리고 Dafermos(1971) 등이 있다.

1) 균형 개념을 교통문제에 최초로 사용한 경제 학자는 F.H. Knight (1924)이다.

2) 이러한 유형의 통행비용 함수로 정식화 되는 통행배분 문제를 분리(separable)문제라 한다.

3) 이러한 통행비용을 분리형에 대응하여 비분리(nonseparable)라 한다. 이러한 비분리 문제를 S.C.Dafermos와 M.Netter(1970)는 "다중계층(multiclass user) 혹은 비대칭(asymmetric) 통행배분 모형"이라는 용어(현재는 가장 일반적인 용어로 다중계층을 사용)로 표현하였다.

이들 연구의 공통점은 통행비용함수에 대칭성을 가진 제한적인 연구로 평가할 수 있다. 이후 대칭성의 가정을 완화시키는 연구는 신호제어와 통행배분을 동시에 고려하는 통합문제(Combined problem)에서 나타난다(Smith, 1981, 1983, 1987). Smith는 통합문제에서 다수의 균형해의 존재성을 언급하였으며, Heydecker(1983) 역시 다중해의 존재성을 지적하였다.

최근, Meneguzzer(1995)는 감응식 교통신호와 통행배분 결합문제에서 비대칭 단조(monotone) 통행비용함수를 이용한 비분리 문제를 연구하였다. 최근까지의 비분리 연구를 종합해보면 비대칭이 주류를 형성하고는 있으나 통행비용함수의 단조성 조건은 완화되지 못하고 있다. 그러나 전술한 바와 같이 비대칭 문제에서는 통행비용 함수의 단조성이 만족되기 어렵다. 함수의 단조성은 일반적으로 통행비용함수의 야코비안 행렬식을 이용해서 판정하며, 야코비안 행렬식이 양정치이면 단조성이 보장되어 유일해가 존재하고 그렇지 않으면 유일해를 보장받지 못하게 된다. 분리 문제는 통행비용함수의 야코비안 행렬이 항상 양정치이므로 유일해가 보장된다<sup>4)</sup>. 그러나 비대칭 통행비용함수는 대각원소 뿐만 아니라 비대각 원소의 값이 존재하기 때문에 반드시 양정치가 만족된다는 보장이 없다. 오히려 동일 링크상에 중차량과 승용차가 같은 공간을 공유할 때, 중차량이 경차량의 통행시간에 미치는 영향은 경차량이 경차량에 미치는 통행시간보다 크기 때문에 통행비용함수의 양정치가 될 가능성이 작아진다. 따라서 균형해가 유일의 전역해임을 보장받을 수 있는 어떠한 근거도 없게 된다.

한편, 이러한 다중계층 통행배분 문제를 풀기 위한 알고리즘으로는 대각화 알고리즘과 선형근사법, Simplicial Decomposition 등이 제안되어 있다. 이 가운데 가장 많이 이용되는 것은 대각화 알고리즘이다. 대각화 알고리즘은 Frank-Wolfe 알고리즘을 이용하기 때문에 실행이 매우 쉬운 반면, 수렴해의 근방에서 수행 능력이 떨어지는 단점이 있다. 반면에 Simplicial Decomposition 알고리즘은 Frank-Wolfe

알고리즘의 이러한 단점을 개선하기 위하여 개발된 알고리즘이다. 그렇지만 이러한 유형의 알고리즘들은 링크비용함수가 비분리형인 경우에는 적용이 쉽지 않다.

대각화 알고리즘(비선형 Jacobi 형태의 완화법)은 각 반복계산에 있어서 링크비용  $t(x)$ 의 상호간섭이 존재하는 부분을 상수로 고정함으로써 얻어지는 근사문제를 반복적으로 풀어 가는 알고리즘이다. 즉, 각 링크비용이 해당 링크의 통행비용을 구성하는 다수의 수단중에 하나의 수단의 교통량만의 함수로 재정의하여 생성된 근사함수<sup>5)</sup>로 구성된 보조문제를 반복적으로 풀어서 원문제의 해를 찾는다. 이 완화문제의 해  $x^*$ 가  $x^{(m)}$ 과 일치하면(즉, 이 알고리즘이 만약 수렴하면),  $x^*$ 는 균형해가 된다. 그러나 대각화 알고리즘은 구조적으로 gradient 기법을 사용하고 있기 때문에 비분리 문제와 같은 다봉의 문제에서는 알고리즘의 수렴성을 입증할 수 없다.

최근 교통분야에서 유전자 알고리즘을 적용한 연구는 크게 최단경로 산정, O-D 추정 및 교차로 신호주기 산정을 위한 알고리즘 개발의 3가지 분야로 집중되고 있다.

김현명(1999) 등은 수단간 환승을 고려한 최단경로의 산정을 위한 유전자 알고리즘을 연구하였으나 존재하는 수행망과 덩굴망에서 환승을 고려하기 위하여 필요한 네트워크 확장에 의한 알고리즘 수행시간보다 유전자 알고리즘에 의한 수행시간이 단축될 수 있다는 증명이 되지 않아 존재하는 알고리즘보다 효율적이라는 것이 증명되지 않고 있다. 동시에 알고리즘의 수렴성이 보장되지도 않고 있다.

이승재(2000) 등은 이중 목적을 만족시키는 최단경로가 파레토 최적 상태이며 다수의 최적해가 존재함을 밝히고 파레토 최적해를 구하기 위하여 김현명의 알고리즘을 수정한 알고리즘을 구축하였다. 이중 목적 최단경로 산정 문제는 각 목적을 표현하는 별개의 목적함수가 존재하나, 목적함수를 구성하는 변수간의 상호작용은 존재하지 않는 문제이기 때문에 본 연구와 같이 상호작용이 존재하며 별개의 목적함수를 갖는 문제와는 특성이 다르며, 또한 동 연구에서 제

4) 통행비용함수의 야코비안이 양정치 행렬을 만족하는 것은 균형해의 유일해를 만족하는 충분조건이기 때문에 양정치가 아니라도 유일해가 존재할 수 있다.

5) 단, 이러한 근사는 링크비용이 다른 링크의 교통량에 대해서 독립이라는 뜻이 아니라 어떤 링크의 비용을 평가함에 있어서 다른 링크교통량을 잠정적인 교통량 패턴  $x^{(m)}$ 로 고정해서 생각한다(즉, 변수가 아닌 상수로서 본다)는 의미로 해석해야 한다. 따라서 이 방법은 링크비용사상의 Jacobian을 고려할 때, 대각성분만 주목하고, 다른 성분은 무시한다고 볼 수 있기 때문에 대각화법(Diagonalization Method)이라고 불린다.

안된 최단경로 산정 알고리즘은 아직까지는 수렴성이 입증되지 않았기 때문에 본 연구에 적용하기에는 한계가 있다. 그 외 가로망 설계 문제에서 유전자 알고리즘을 활용한 연구로는 김재영(2000) 등이 있다. 이 연구는 총통행비용을 최소화 하는 체계최적 문제로서 본 연구의 주제인 이용자 균형문제와는 성격이 다소 다르며 특히 분리문제의 수준의 블록문제에 속한다.

### III. 다중계층 이용자 균형 통행 배분 알고리즘 개발

다중계층 이용자 통행배분 문제와 같이 비블록 분야에 속하는 문제는 통상 휴리스틱한 알고리즘을 이용해서 풀어 가는데 여기에는 주로 AI(인공지능) 계열로 알려진 Genetic algorithm, Neural networks, Simulated annealing, Tabu search 등이 있다. 본 연구에서는 유전자 알고리즘을 이용하여 다중계층 통행배분 문제의 해법 알고리즘을 개발하기로 한다.

#### 1. 모형의 정식화

##### 1) 용어정리

- $R_{ij}$  : O-D쌍 ij를 연결하는 경로의 집합
- $m_i$  : 교통수단;  $m = (\dots, m_i, \dots)$
- $\delta_{ijra}$  : link-route 상관행렬;  
 $\delta_{ijra} = \begin{cases} 1 & \text{링크 } a \text{가 } ij \text{상의 경로 } r \text{상에 존재하면} \\ 0 & \text{그렇지 않으면} \end{cases}$
- $d_{ij}^{m_i}$  : i,j간  $m_i$ 의 수요
- $h_{ijr}^{m_i}$  : i,j간 교통수단  $m_i$ 의 경로 flow;  
 $h_{ijr}^{m_i} = (\dots, h_{ijr}^{m_i}, \dots)$
- $x_{am_i}$  : 링크  $a$ 의  $m_i$ 의 flow;  $x = (\dots, x_a^{m_i}, \dots)$
- $t_a^{m_i}$  : 링크  $a$ 의  $m_i$ 의 통행비용;  
 $t^{m_i} = (\dots, t_a^{m_i}, \dots)$

##### 2) 정식화

Smith(1979)와 Dafermos는 Wardrop의 이용자 균형은 다음의 변동부등식  $t(x^*)^T(x^* - x) \leq 0$  ( $\forall x \in F^r$ ) ( $F^r$ 은 식(1a)~(1c)를 만족하는 링크교통량벡터집합,  $x^*$ 는 이용자 균형해)을 만족하는 링크교통량 패턴

$x^*$ 를 찾는 문제임을 밝혔다. 변동부등식은 Wardrop의 이용자 균형 상태를 그대로 표현한 식으로 이 식을  $V(x)$ 라 할 때  $V(x)=0$ 이면 이용된 경로의 통행비용이 모두 동일한 상태를 나타내며,  $V(x) < 0$ 은 이용된 경로의 통행비용이 이용되지 않은 경로의 통행비용보다 작은 상태를 의미한다. 여기서 다음과 같은 함수를 정의해보자.

$$G(x) = \max_{y \in F^r} t(x)^T(x - y) \tag{1}$$

subject to

$$\sum_{r \in R_a} h_{ijr}^{m_i} = d_{ij}^{m_i}, \quad \forall i, j \tag{1a}$$

$$h_{ijr}^{m_i} \geq 0 \quad \forall r, i, j \tag{1b}$$

$$\sum_{i,j} \sum_r \delta_{ijra} h_{ijr}^{m_i} = x_{am_i} \tag{1c}$$

그러면

$$G(x) > 0 \quad \forall x \in F^r \text{ and } x \notin \Omega$$

$$G(x) = 0 \quad \text{if and only if } x \in \Omega$$

이 된다. 따라서 변동부등식은 다음의 최소화 문제와 동치가 된다.

$$G(x^*) = \min_{x \in F^r} G(x) \tag{2}$$

if and only if  $x^* \in \Omega$

여기서  $\Omega$  은 해집합(the set of solutions)

또한 식(1)은 식(3)과 같이 표현된다.

$$G(x) = \max_{y \in F^r} t(x)^T(x - y) = t(x)^T x - \min_{y \in F^r} t(x)^T y \tag{3}$$

식(3)의  $t(x)^T(x - y)$ 는  $t(x)^T x - t(x)^T y$ 로 분해되며, 두 항  $t(x)^T x$  및  $t(x)^T y$ 은 각각 통행비용  $t(x)$ 에서의 교통량 벡터  $x$ 와  $y$ 에 의해서 표현되는 총통행비용이다. 식  $G(x)$ 에서  $x$ 는 임의의 값(상수)이고  $y$ 만이 변수이므로, 문제  $\max_{y \in F^r} t(x)^T(x - y)$ 은 두 항의 차이가 최대가 되는  $y$ 를 찾는 문제가 된다. 따라

서 이 문제의 해는 두 번째 항  $t(x)^T y$ 이 최소가 될 때 달성되므로 식(3)의 두 번째 식은 첫 번째 식과 동일한 형식의 문제가 된다.

즉, 식(3)의 의미는 교통량  $x$ 와 그에 대응하는 최단 경로 교통량과의 총통행 비용의 차를 의미하며, 따라서 Wardrop의 이용자 균형의 위반 정도(disequilibrium)를 보여주는 측도(measure)를 나타낸다. 만약 이 값이 양이면 어떤 통행자는 자신의 경로를 변경하여 이득을 얻을 수 있는 상태를 나타내며(이용자 균형상태가 아닌), 정확히 0이면 어떠한 통행자도 경로 변경에 따른 이득이 없는 상태(이용자 균형상태)가 된다. 본 연구는 위 식(2)를 이용자통행배분 문제를 정식화로 사용하였다(제약조건은 (1a)~(1c)임).

## 2. 알고리즘의 개발

### 1) 알고리즘의 구조

본 연구에서 구축한 알고리즘은 크게 GA(유전자 알고리즘), 군집알고리즘, 대각화알고리즘 등 3개 서브 알고리즘에 의해서 구성된다. 구축된 알고리즘은 총 8개의 step으로 구분할 수 있다.

### 2) 알고리즘의 주요 루틴 해설

#### (1) 유전자알고리즘루틴

##### ① 개체집단(population)의 구축

###### ■ 개체<sup>6)</sup>(individual)의 정의

개체란 유전자를 의미하며 2진수 코드체계로 표현하기도 하고 10진수 체계로 표현할 수도 있다. 2진수 코드체계는 encoding과 decoding 과정을 통하여 10진수 체계와 호환되는데, 연산과정에서 다양성을 확보하는데 유리한 반면 통행배분 문제와 같이 과도한 변수가 존재하는 문제에서는 컴퓨터의 용량문제를 야기한다. 변수가 많은 최적화 문제의 경우에는 통상 10진수 실수체계를 많이 이용한다. 본 연구에서도 10진수의 실수를 사용한다.

본 연구에서 정의된 개체는 기종점간 경로상에 교통량 보존이 만족되도록 네트워크상에 배정된 링크

교통량으로 정의한다.

###### ■ 경로생성(path generation)<sup>7)</sup>

경로생성은 다음과 같은 과정을 통하여 수행된다. 모든 O-D쌍간 경로집합  $R_{ij}$ 에서 Dijkstra 알고리즘을 이용하여 각 OD별로 P개의 경로를 선정하고 이를 모든 OD에 대하여 반복한다. 따라서  $M_{ij}$  ( $M_{ij} \subset R_{ij}$ )는  $P \times OD$  개의 경로로 구성된 집합이다 Dijkstra 알고리즘은 주어진 통행비용하에서 최단경로를 구하는 알고리즘이므로, 이 알고리즘을 이용하여 다수의 경로를 선정하기 위하여 실제통행비용에 랜덤 오차항을 추가하여(즉,  $\hat{t}_a^{m_i} = t_a^{m_i} + \epsilon_a^{m_i}$ (여기서  $t_a^{m_i}$ 은 링크  $a$ 에 대한 교통수단  $m_i$ 의 실제 통행비용,  $\epsilon_a^{m_i}$ 는 난수발생기에 의해서 부여되는 오차항)) Dijkstra 알고리즘을 P번 반복하여 P개의 경로를 생성한다.

###### ■ 개체생성(population generation)<sup>8)</sup>

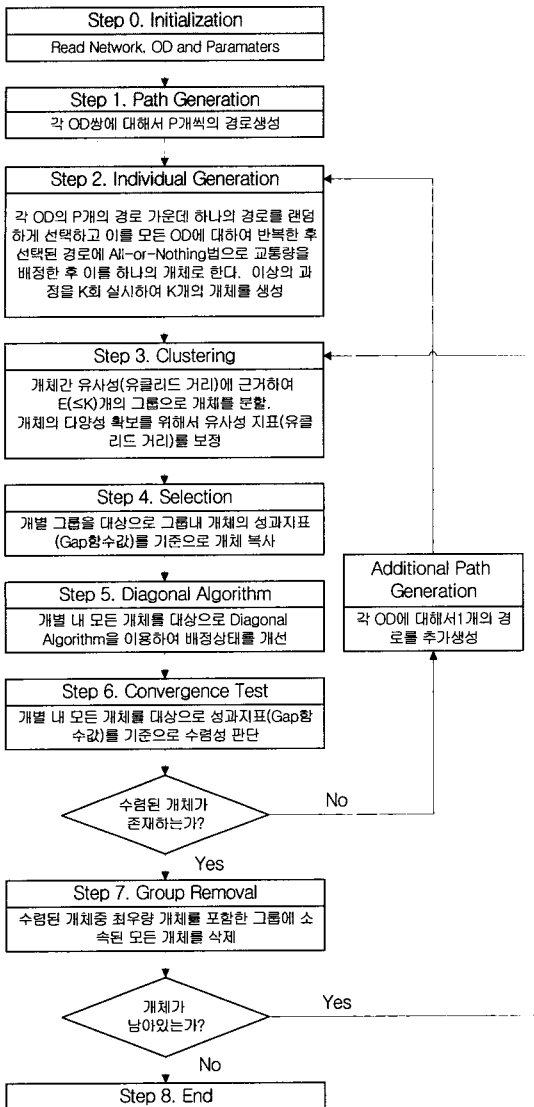
각 OD당 하나씩의 경로를 랜덤하게 선택하고 선택된 경로에 전량 배정법으로 OD간 교통수요를 전량 배정한다. 이를 모든 OD에 대하여 시행하여 이를 하나의 개체  $c_k$ 로 한다. 이상의 과정을 K번 반복 시행하여 K개의 개체를 생성한다, 이러한 과정을 통하여 개체집단  $\{c_k | k=1, \dots, K\}$ 을 구축한다.

현재 유전연산을 위한 최적 개체수의 크기에 대해서는 알려진 바가 없다. 단, 적은 수의 개체집단을 구성하면 조기 수렴되어 지역해에 빠지게 되고 너무 많은 개체집단을 구성하면 수렴시간이 지나치게 증가한다. Goldberg(1989)는 한 개의 해를 구하기 위해서는 최소한 5개 이상의 개체가 필요한 것으로 분석하였다. 본 연구에서는 최소한 5개 이상의 개체를 생성토록 하였다.

##### ② 적합도 함수의 설정 및 수정<sup>9)</sup>

본 연구에서는 목적함수가 적합도 함수가 되므로 개체  $c_k$ 의 Gap함수인  $G_{c_k}(x)$ 값을 토대로 수렴성검토나 개체선택을 수행하게 된다. 단, 적합도 함수값을 토대로 개체선택을 반복하게 되면 적합도가 높은 개체만이 기하급수적으로 증가하여 지역해나 하나의 봉우리로만 편기될 가능성이 높아지게 된다. 즉, 탐색

6) 유전자(chromosome)를 의미  
7) Step 1참조  
8) Step 2참조  
9) Step 4참조



(그림 1) AMSA알고리즘의 구조

과정에서 하나의 국지해로 수렴하는 것을 억제하고 다양한 개체집단을 안정적으로 형성함으로써 병렬적으로 여러 봉우리에 대한 탐색이 가능하도록 유도할 필요가 있다. 본 연구에서는  $G_c(\mathbf{x})$ 의 값이 높은(적합도가 낮은) 개체도 선택될 수 있도록 식(4)를 이용하여 적합도를 수정하였다.

$$m(k) = N(S_c) - N(S_c) \times \left( \frac{dist(c_k^{\bar{S}_c})}{2d_{max}} \right)^\alpha \quad (4)$$

여기서

$N(S_c)$  : 군집(cluster)  $S_c$ 의 개체의 수

$dist(c_k^{\bar{S}_c})$  : 군집  $S_c$ 의 중심( $c^{\bar{S}_c}$ )에서 개체  $c_k^{\bar{S}_c}$ 까지의 Euclidean거리,  $\alpha$ 는 통상 1이나 2를 사용(본 연구에서는 2를 사용)

$d_{max}$  : 개체집단 전체의 중심에서 최대거리에 있는 개체까지의 거리를 군집의 수로 나눈 값.

식(4)의 의미는 군집(부분공간)의 중심에 가까이 위치한 개체일수록  $dist(c_k^{\bar{S}_c})$ 의 값이 0에 근접하게 된다. 따라서 식(4)의 2항의 값도 0에 근접하게 되어  $m(k)$  값은 점차 커지게 된다(단,  $m(k)$ 는  $N(S_c)$ 보다 크지 않다). 그러나 군집의 중심에서 먼 개체는 반대의 상황이 되어  $m(k)$ 값은 점차 작아지게 된다. 따라서 이 값을 곱해주면 군집의 중심에 가까운 개체의  $G_c(\mathbf{x})$  값은 커지게되고(적합도가 높아지게 되고) 군집의 중심에서 먼 개체의  $G_c(\mathbf{x})$ 값은 작아지게 되는(적합도가 낮아지고 되고) 효과가 나타난다. 이 연산 결과 개체의 선택과정에서 적합도 값은 작은 우량한 개체만 과도하게 선택되는 것을 막아주게 되어 개체의 선택과정에서 자연도태될 확률이 높은 개체도 선택되도록 유도함으로써 개체의 다양성을 증가시킬 수 있고 지역해로 조기 수렴되는 것을 막을 수 있다. 그러나 이러한 과정은 지역해로 수렴성을 줄여주는 효과가 있는 반면 계산시간의 증가를 가져오는 단점도 있다.

③ 개체선택(selection)<sup>10)</sup>

유전자 탐색의 진화 과정에서 중요한 두 가지 요인은 개체집단의 다양성과 선택 강도(selection pressure)이다. 이 두 요인은 상호 배반적 관계를 갖고 있어, 만일 선택 강도를 증가시키면 개체집단의 다양성이 감소되어 연산시간이 단축되는 반면, 강한 선택 압력은 개체집단의 다양성을 증가시키게 되나 연산시간이 증가하는 결과를 가져온다. 다시 말해 강한 선택 압력은 유전자 탐색의 조기 수렴을 일으키는 반면에 약한 선택 압력은 탐색의 기능을 저하시킨다. 본 연구에서는 유전연산 분야에서 가장 광범위하게 사용되는 다음과 같은 fitness proportionate selection(혹은 Roulette Wheel) 기법을 이용하기로 한다. 이 기법의 절차는 다음과 같다.

10) Step 4참조

1.  $c_k(k=1, \dots, K)$ 의 적합도  $G_{c_k}(x)$ 를 계산한다.

2. 개체집단의 총적합도

$$F_k = \sum_{i=1}^K \frac{1}{G_{c_k}(x)} \text{를 계산한다.}$$

3. 개체의 선택확률

$$p_k = \frac{1}{G_{c_k}(x)} / F_k \text{를 계산한다.}$$

4. 개체  $k$ 의 선택 확률구간을 설정한다.

$$P_{k0} = \sum_{j=1}^{k-1} p_j \quad P_{kl} = \sum_{j=1}^k p_j$$

5. 범위  $[0,1]$ 사이의 난수  $r$ 을 발생시킨다.

6. 만약  $P_{k0} \leq r < P_{kl}$ 을 만족하면 개체  $c_k$ 을 선택한다.  
이상의 과정을  $K$ 번 반복한다.

**(2) 군집화(Clustering) 루틴<sup>11)</sup>**

① 부분공간으로의 분할(군집화)

본 연구의 문제처럼 비볼록 문제는 다수의 봉우리가 존재하게 된다. 문제의 해는 이러한 봉우리 상에 존재하게 된다. 따라서 서로 인접하여 위치하고 있는 개체들이 형성하는 공간을 하나의 부분공간으로 분할하여 이 공간내에서 유전 연산을 시행함으로써 해공간 탐색의 효율성을 증가시킬 수 있다. 공간을 분할하는 가장 일반적인 방법으로는 군집알고리즘을 이용한다. 군집알고리즘은 여러 가지 형태로 존재하며 문제의 형태에 맞게 선택하여야 한다.

군집화기법은 크게 계층적 군집화(Hierarchical Cluster)과 비계층적 군집화(Nonhierarchical Cluster)로 구분된다. 이 중 비계층적 군집은 문제의 구조를 사전에 정확히 알 수 없는 경우에 적용되는 기법으로 본 연구에서 취급하고 있는 다중계층 교통량배분문제와 같이 균형해가 정확히 몇 개인지를 알 수 없는 경우에 유용하다. 본 연구에서는 비계층적 군집 기법중에서 가장 유용한 것으로 알려진 k-means clustering 알고리즘을 적용하기로 한다(MacQueen, 1976).

k-means clustering 알고리즘은  $n$ 개의 벡터로 구성되는 집합  $\Gamma$ 를 몇 개의 부분집합(군집)  $S_1, S_2, \dots, S_E$ (여기서  $E \leq K$ )로 분할하는 방법이다. 이 알고리즘은 다음의 2단계를 반복하여 구현된다.

1. 군집의 중심을 계산하고 그것을 새로운 군집을 생성시키는 개체(seed)로 이용

2. 각 원소를 그것에 가장 가까운 개체(seed)에 할당

반복 과정속에서 각 군집의 중심에서 각 원소까지의 거리인 그룹내 잔차 변동의 자승합(SSE)을 모든 그룹에 걸쳐 최소화시킨다. 알고리즘의 수렴은 SSE가 더 이상 낮아지지 않을 때 달성된다.

군집의 수( $E$ )을 사전에 알 수 있다면  $E$ 의 설정에 아무런 문제가 없다. 그러나 대부분의 현실문제에서는 이것을 사전에 알기가 어렵다. 본 연구에서는 Calinski-Harabasz (1974)의 F통계량(C-H)를 이용하여 C-H의 값이 가장 높은 분할을 선택한다.

$$C-H = \frac{[R^2/(E-1)]}{[(1-R^2)/(K-E)]} \tag{5}$$

여기서  $R^2 = (SST - SSE) / SST$

여기서 SST는 그룹 전체의 중심에서 각 원소까지의 거리의 제곱합이고, SSE는 개별 군집의 중심에서의 군집내 개체까지의 거리의 제곱합이다. 본 연구에서 이용한 거리는 유클리디안 거리로 가령 임의의 군집  $S_c$ 의 SSE를 구하는 공식은 다음과 같이 표현된다.

$$SSE(S_c) = \sum_{k=1}^{N(S_c)} d(\overline{c}^{S_c}, c_k^{S_c}) \tag{6}$$

여기서

- $\overline{c}^{S_c}$  : 군집  $S_c$ 의 중심개체
- $c_k^{S_c}$  : 군집  $S_c$ 의  $k$ 번째 개체
- $N(S_c)$  :  $S_c$ 의 개체의 수

위에서 설정된 각 개체는 링크를 하나의 축으로 하는  $n$ 차원(링크의 개수) 공간상의 한 점으로 하여 볼 수 있기 때문에 위 k-clustering 알고리즘을 이용하여 개체집단을 수 개의 군집으로 분할한다.

② 군집의 보정

군집알고리즘은 데이터의 거리 유사성을 중심으로 개체를 구분한다. 따라서 해당 개체가 속한 군집의

11) Step 3참조

중심에서 멀리 떨어진 개체는 통상 적합도가 낮기 때문에 유전 연산 과정에서 해당 개체의 특성을 상실(도태)할 확률이 높다. 이것은 개체의 다양성 저하를 초래하게 된다. 이러한 개체의 다양성 약화를 보완함으로써 탐색 효율은 증가시킬 필요가 있다. 본 연구에서는  $d_{max}$ 를 이용하여 군집을 보정하였다. 만일 특정 군집의 중심으로부터  $d_{max}$  이상 떨어져있는 개체가 존재하면 이 개체는 별도의 부분공간(군집)으로 분리하여 다음 세대로 유전시킨다.

이를 수식적으로 표현하면, 임의의 부분공간  $S_c$ 의 중심  $c^{\bar{S}_c}$ 와  $S_c$ 에 속하는 임의의 개체  $c_k^{S_c}$ 간의 뉴크리디안 거리를  $dist(c_k^{\bar{S}_c})$ 라 하자. 그러면

$$\text{if } [d_{max} - dist(c_k^{\bar{S}_c}) < 0] \text{ 이면 } c_k^{S_c} \rightarrow S^c \\ \text{else } c_k^{S_c} \rightarrow S_c$$

여기서  $S^c$ 는 임의의 부분공간

이러한 과정 또한 개체집단의 다양성을 증대시켜 해공간 탐색의 효율성을 증대시킨다.

### (3) 대각화 루틴<sup>12)</sup>

유전자 알고리즘에서 사용되는 연산자에는 교배와 돌연변이가 있다. 교배연산은 개체를 구성하는 인자를 이용하여 개체를 혼합하는 연산자이며, 돌연변이 연산은 개체를 구성하는 각 인자에 돌연변이를 발생시켜 해공간의 탐색을 확장시키는 연산자이다.

AMSA에서 적용된 대각화 루틴은 개체와 개체를 convex combination 한다는 측면에서 교배 연산으로 해석될 수 있다.

그러나 전술한 바와 같이 본 연구에서 정의된 개체는 각 링크상에 배정된 교통량이다. 따라서 전통적인 돌연변이 연산자를 적용하면 교통량 보존이 불가능해지므로 전통적으로 사용되어온 돌연변이 연산자를 적용하는데 문제가 있다. 이에 따라 교배연산만으로 해공간을 탐색하여야 하기 때문에 탐색 과정에 많은 제약이 나타날 수 있다. 이를 보완하기 위한 방법으로는 2가지 측면에서 검토할 수 있다. 첫 번째 방법은 개체집단을 광범위하게 구축하는 방법이고 두 번째는 돌연변이 연산의 효과가 적용되도록 하는 것이다.

첫 번째 방법인 광범위한 개체집단의 구축은 가능해 영역을 최대한 감안하여 개체집단을 구축하는 것이다. 그렇지만 개체집단을 광범위하게 구축한다 하더라도 개체집단이 적정하게 구축되어졌는지를 확인할 수 있는 이론적 기법도 없을 뿐만 아니라 본 연구와 같은 비볼록 문제에서는 그다지 효율적인 방법이 되지 못한다. 본 연구에서는 두 번째 방법인 돌연변이 연산의 효과가 적용될 수 있는 방법을 사용하였다. 즉, 전통적인 통행 배분 알고리즘에서 적용되고 있는 방향탐색(direction finding)과정은 지속적으로 해공간의 탐색을 확장시키고 있기 때문에 이 과정을 유전 알고리즘의 연산 개념에서 보면 돌연변이 과정과 유사한 특성을 띤다. 배분 문제에서의 방향 탐색은 전량 배정 과정이며, 전량배정은 최단경로 산정 알고리즘으로 수행된다. 본 연구에서는 column generation의 개념을 도입하여 필요한 경우 계속적으로 경로를 생성하고 해공간을 탐색할 수 있도록(step1 및 step6.2 참조) 하였기 때문에 전통적인 의미의 돌연변이 연산이 직접적으로 적용되지는 않지만 간접적으로는 돌연변이 연산의 효과가 나타나고 있다. 따라서 개체집단을 광범위하게 구축하지 않더라도 해공간 탐색에는 그다지 문제가 크지 않을 것으로 판단된다.

최근 GA을 이용한 경로 생성 알고리즘이 연구된 바 있으나 대부분 환승을 고려하기 위한 차원에서 경로 생성 알고리즘을 구축한 것이며 본 연구처럼 환승이 고려되지 않는 문제에서 기 연구된 GA알고리즘의 적용은 효율적이지 못하며, 연구된 알고리즘들은 아직까지 수렴성이 보장되고 있지 못한 상태이기 때문에 적용상에 문제가 있다.

한편, 다수의 변수로 정의되는 비선형 문제에 있어서는 해로 보기에는 문제가 있는 해, 즉 불안정해(unstable point)도 존재한다. 즉, 비선형 문제의 균형점(equilibrium point)에는 안정점(stable point)과 불안정점(unstable point)이 동시에 존재할 수 있다. 이러한 해의 안정, 불안정의 판단은 균형점에서 약간의 섭동을 주어 다시 원래의 상태로 되돌아오면 안정하다고 하고 그렇지 않으면 불안정하다고 판정한다. 이용자 균형해의 관점에서 비안정해는 균형해로 보기에는 문제가 많고 이것은 알고리즘 측면에서 가



능한 배제하는 것이 바람직하다. 알고리즘 측면에서 불안정해의 제거방법에 관한 연구는 최근에 Wynter (1995)에 의하여 이루어졌는데, 대각화 알고리즘의 수렴조건을 강화하면 불안정해로의 수렴이 배제됨을 규명하였다. 본 연구에서 제안하는 알고리즘에서도 대각화 알고리즘의 수렴조건을 강화하여 불안정해로의 수렴이 억제되도록 하였다. 일반적인 대각화 알고리즘의 연산과정은 다음과 같다.

1. 초기화 :  $c_k = x_{am}^0$ 하고  $n=0$ 으로 놓는다. 단, 최단 경로 산정은  $M_{ij}$ 로 국한된다.
2. 대각화 : 임의의 모드  $m_i$ 에 대하여 다음의 대각화 문제를 풀어  $x_{am_i}^{n+1}$ 을 구하고 이를 각 모드에 대하여 반복시행하여  $x_{am}^{n+1}$ 를 구한다.

$$\min \sum_a \sum_{m_i} \int_0^{x_{am}} t_a(x_{am_i}^*, \dots, w, x_{am_i^*}, \dots) dw$$

s.t. (1a)~(1c)

3. 수렴 :  $|x_{am}^n - x_{am}^{n+1}| \leq \epsilon$ 이면 종료, 그렇지 않으면  $n=n+1$ 로 하여 2번으로.

**(4) 수렴성 평가루틴<sup>13)</sup>**

균형 통행배분 문제의 수렴성은 적합도 함수의 값이 수렴범위에 도달하였는지로 판정한다. 본 연구의 알고리즘은 유전 알고리즘의 구조를 갖고 있기 때문에 초기에 개체집단을 구축하여야 한다. 개체를 구축함에 있어 수개의 경로( $M_{ij}$ )를 이용하고 있으므로 일차적으로는  $M_{ij}$ 하에서 수렴성을 파악하고 만약 수렴되었다면 네트워크상의 모든 경로( $R_{ij}$ )에서도 수렴되었는지를 확인함으로써 수렴해가 이용자 균형상태인지를 확인할 수 있다.

본 연구에서는 전자를 지역적 수렴으로 후자를 전역적 수렴이라는 용어를 사용하였다. 따라서 지역적 수렴과 전역적 수렴은 경로의 수를 제한하는가 그렇지 않은가의 차이만 있을뿐 개념적으로 큰 차이는 없다. 즉, 지역적 수렴이란 현재 고려중인  $M_{ij}$ 내에서의 수렴이고, 전역적 수렴이란  $R_{ij}$ 에서의 수렴을 의미한다.

**① 지역적 수렴**

$$G_L = \frac{G_{c_s}(x)_L}{\sum_a \sum_{m_i} [t_{am_i}(x_{am_1}, x_{am_2}, \dots, x_{am_i}, \dots) \cdot x_{am_i}]} \leq \xi$$

$$G_{c_s}(x)_L = \max_{y \in F'} [ \sum_a \sum_{m_i} [t_{am_i}(x_{am_1}, x_{am_2}, \dots, x_{am_i}, \dots) \cdot x_{am_i}] - \sum_a \sum_{m_i} [t_{am_i}(x_{am_1}, x_{am_2}, \dots, x_{am_i}, \dots) \cdot y_{am_i}'] ]$$

**② 전역적 수렴**

$$G_G = \frac{G_{c_s}(x)_G}{\sum_a \sum_{m_i} [t_{am_i}(x_{am_1}, \dots, x_{am_i}, \dots) \cdot x_{am_i}]} \leq \xi$$

여기서  $G_{c_s}(x)_G = G_{c_s}(x)$

**(5) 기타 루틴<sup>14)</sup>**

수렴과정에서 지역적으로 수렴된 부분공간내 개체에 대하여 전역적 수렴을 확인한 결과 수렴이 되지 않았을 때, 우리는 해공간의 탐색을 계속하여야 한다. 이를 위해서는 직전 단계에서 설정한 경로공간  $M_{ij}$ 을 확장하여야 한다. 경로의 확장은 전역적 수렴과정에서 산정한 최단경로를 산입한다.

AMSA(The Algorithm of Multiclass Static User Equilibrium Assignment)

**STEP0.(초기화)**

read network 및 OD

parameter 설정 (경로수 = P, 개체수=K)

**STEP1.(경로의 생성(path generation))**

모든 OD별 경로집합  $R_{ij}$ 에서 각 OD별로 P개의 경로를 선택하여 이를  $M_{ij}$ 로 놓는다.

**STEP2(개체의 생성(individual generation))**

각 OD별 P개의 경로중 1개를 랜덤하게 선택한 후, 선택된 경로에 전량배정법으로 기종집간 교통량을 전량배정 하고 이것을 모든 OD에 반복하여 이것을 하나의 개체  $c_k$ 로 놓는다. 이상의 과정을 K회 반복하여

13) Step 6참조

14) Step 7참조

K개의 개체를 생성한다.

**STEP3. (군집화(clustering))**

**3.1(군집화)**

K개의 개체를  $E(\leq K)$ 개의 그룹으로 군집화,

즉  $\Gamma = \{S_1, \dots, S_E\}$

여기서  $N(S_1) + \dots + N(S_E) = K$

**3.2(군집의 보정)**

개체의 다양성 확보를 위하여 유클리디안 거리를 이용하여 보정한 군집  $\Gamma' = S_1', \dots, S_E'$ 를 구축.

**STEP4. (개체선택(selection))**

수정된 개체의 적합도를 기준으로 룰렛방식으로 군집내 개체를 군집내 개체의 개수만큼 복원추출한다

**STEP5. (대각화(diagonal algorithm))**

각 군집별로 선택된  $c_k$ 에 대하여  $M_{ij}$  하에서 대각화 알고리즘을 수행한뒤 이를  $\overline{c_k}$ 로 놓는다.

**STEP6. (수렴(convergence test))**

**6.1 (지역적 수렴)**

각  $\overline{c_k}$ 에 대하여  $G_{c_k}(x) \leq \xi$ 을 만족하면 Step 6.2로, 그렇지 않으면 Step 2로

**6.2 (전역적 수렴)**

군집별로 1개 이상의 개체가  $G_{c_k}(x) \leq \xi$ 을 만족하면 7번으로, 그렇지 않은 군집은 각 군집내 최우량 개체의 최소비용경로를 추가하여(즉,  $P = P + 1$ 로 하여) Step 2로.

**STEP7. (수렴공간의 제거(removal))**

수렴된 개체가 존재하는 군집의 모든 개체를 제거. 개체가 남아있으면 Step 3으로, 그렇지 않으면 Step 8로

**STEP8. (정지(STOP))**

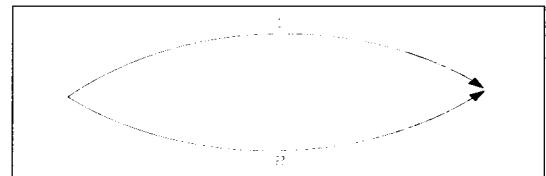
**IV. 사례연구**

일반적으로 새로운 알고리즘이 개발되면 기존의 알고리즘과의 비교분석을 통하여 우수성을 입증하는 것이 일반적이다. 그러나 불행히도 현존하는 교통분야의 알고리즘 중에서 본 문제와 같이 비단조 통행비용 함수로 구성되어 복수의 해가 존재하는 문제에 적용

될 수 있는 알고리즘이 없다. 따라서 본 연구에서는 우선 수치해석을 이용하여 해당 문제의 특성을 규명하고, 분석이 가능한 간단한 네트워크를 대상으로 본 연구에서 구축한 알고리즘을 2차종( $m_1, m_2$ ) 선형 통행비용 함수로 구성된 2링크 네트워크에 적용하여 이용자 균형을 산정하여 본 연구 알고리즘에서 도출된 해가 이용자 균형을 모두 만족하면서 복수의 해를 모두 도출하였는지를 확인하도록 한다.

**1. 분석네트워크의 설정(CASE I)**

다음 그림과 같은 2링크, 2차종 비용함수로 구성된 네트워크에서 균형을 도출하여 보기로 하자. 통행비용 함수는 2차종으로 구성되는 다음과 같은 선형 함수로 가정한다.



<그림 2> 2링크 네트워크

<표 1> 네트워크 특성자료

수단별 통행비용함수	수요
$t_{am_1}(x_{am_1}, x_{am_2}) = 1.5x_{am_1} + 5.0x_{am_2} + 30.0$	16
$t_{am_2}(x_{am_1}, x_{am_2}) = 1.3x_{am_1} + 3.6x_{am_2} + 36.0$	4

**2. 사례문제의 특성 분석**

- 통행비용 함수의 대칭성 검토 : 비대칭임

$$\nabla t(x) = \begin{bmatrix} \frac{\partial t_{m_1}}{\partial x_{m_1}} & \frac{\partial t_{m_1}}{\partial x_{m_2}} \\ \frac{\partial t_{m_2}}{\partial x_{m_2}} & \frac{\partial t_{m_2}}{\partial x_{m_1}} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 1.5 & 5.0 \\ 1.3 & 3.6 \end{bmatrix}$$

- 통행비용 함수의 단조성(monotonicity) 검토 : 비정칙임(non-monotone함)

$$\det(\nabla t(x)) = \begin{vmatrix} 1.5 & 5.0 \\ 1.3 & 3.0 \end{vmatrix} = 1.5 \times 3.0 - 5.0 \times 1.3 = -2.0$$

■ 문제의 해석

통행비용함수의 야코비안 행렬은 비대칭이고, 함수의 야코비안 행렬이 양정치(positive definite)가 아니므로 유일해가 보장되지 않는 비볼록문제이다.

3. 문제 풀이

1) 문제의 도식

$$\begin{aligned} \min_{\mathbf{x} \in F^r} G(\mathbf{x}) \\ G(\mathbf{x}) = \max_{\mathbf{y} \in F^r} & \left[ \sum_a [t_{am_1}(x_{am_1}, x_{am_2}) \cdot x_{m_1} \right. \\ & + t_{am_2}(x_{am_1}, x_{am_2}) \cdot x_{m_2}] \\ & - \sum_a [t_{am_1}(x_{am_1}, x_{am_2}) \cdot y_{m_1} \\ & + t_{am_2}(x_{am_1}, x_{am_2}) \cdot y_{m_2}] \\ \text{s.t.} \quad & x_{am_1} + x_{am_2} = 16 \quad (a=1,2) \\ & x_{am_2} + x_{am_2} = 4 \end{aligned}$$

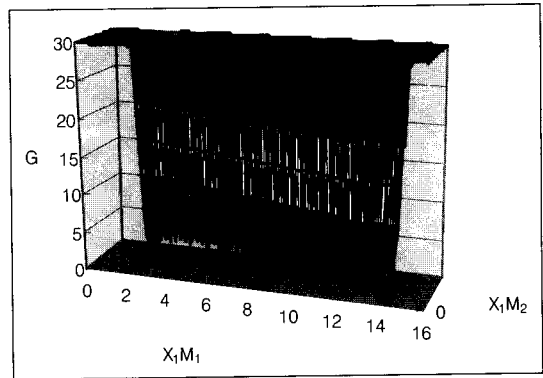
통행배분 문제를 도식화 하여 보면 Gap값이 0인 3개의 해가 존재하고 있다. 위의 세개의 해 중에서 비안정해의 유무를 Gap함수로는 파악하기 어렵기 때문에 원래의 함수를 대각화 한 다음의 근사함수를 이용하여 파악하기로 한다.

$$\begin{aligned} \min Z = \sum_a \int_0^{am_1} t_{am_1}(x_{am_1}, x_{am_2}) dx_{am_1} \\ + \int_0^{am_2} t_{am_2}(x_{am_1}, x_{am_2}) dx_{am_2} \\ = 0.75x_{am_1}^2 + 5.0x_{am_1} \cdot x_{am_2} + 30x_{am_1} \\ + 1.8x_{am_2}^2 + 1.3x_{am_1} \cdot x_{am_2} + 36x_{am_2} \\ \text{s.t.} \quad x_{am_1} + x_{am_2} = 16 \quad (a=1,2) \\ x_{am_2} + x_{am_2} = 4 \end{aligned}$$

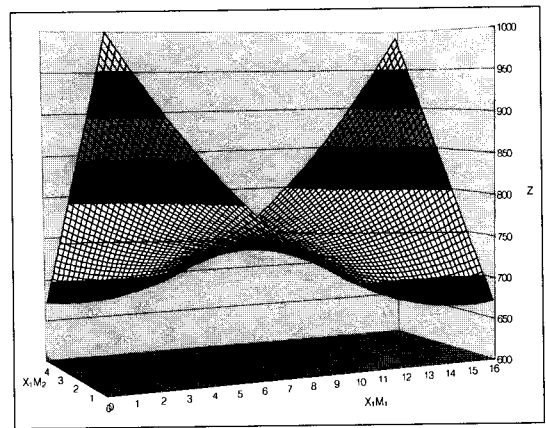
앞 모형식을 도식화하면 그림과 같이 양 끝단 부근에 2개의 안정해와 2개의 안정해 사이에 균형해로 보기 어려운 1개의 비안정해(안장점(saddle point))가 존재하고 있다.

2) AMSA에 의한 풀이

본 연구 알고리즘 AMSA를 이용하여 사례문제의 균형해를 구하기로 한다. 개체 집단의 크기 및 초기 경로의 개수는 모두 10이며, 수렴조건은  $\xi = 10^{-6}$ 을 적용하였다.



〈그림 3〉 Gap값을 통한 해의 추적



〈그림 4〉 최적화문제의 목적함수 추적

Step2의 개체생성 결과를 보면 2차종 2경로 네트 워크에서 최단경로 배정으로 생성 가능한 링크 교통량의 경우의 수는 4개가 존재한다. 〈표 2〉의 결과를 보면 설정된 총 10개의 개체 모두 4개의 경우의 수가 반복적으로 나타난다.

〈표 3〉의 군집화 결과를 보면 반복회수 1회의 군집화에서는 4개의 군집으로 분할되다가 재 군집화시에는 10개의 군집으로 재분할 된다. 이것은 초기의 개체들은 교통량이 전량배정 되어 가능해 영역의 단

〈표 2〉 개체생성결과(Step 2)

개체번호	$x_{1m_1}$	$x_{2m_1}$	$x_{1m_2}$	$x_{2m_2}$
1	0	16	4	0
2	16	0	4	0
3	0	16	0	4
⋮	⋮	⋮	⋮	⋮
8	16	0	4	0
9	0	16	0	4
10	16	0	0	4

〈표 3〉 Step 3(군집화) 및 Step4(개체선택)

반복 회수	군집화			재군집화			개체 선택결과
	군집수	개체번호	개체수	군집수	개체 번호	개체수	
1	①	1,6	2	①	1	1	1
	②	2,8	2	②	2	1	2
	③	3,4,5,9	4	...	...	...	...
	④	7,10	2	⑩	10	1	10
2	①	1,3,4, 5,6,9	6	①	좌동	6	3,6,9, 4,4,6
	②	2,7,8,10	4	②	좌동	4	2,7,8,10
3	①	1,3,4,5,6, 7,8,9,10	9	①	좌동	9	5,4,4,7,9, 9,1,7,6
	②	2	1	②	좌동	1	2
...	...	...	...	...	...	...	...
46	①	1	1	①	좌동	1	1
	②	2,3,4,5,6, 7,8,9,10	9	②	좌동	9	2,3,6,6,5, 5,5,3,3
47	①	1,3,4,5,6, 7,8,9	8	①	좌동	8	9,4,5,9,5, 7,1,1
	②	2	1	②	좌동	1	2
...	...	...	...	...	...	...	...
50	①	1,3,4,5, 6,7,8,9	8	①	좌동	8	8,6,4,5, 3,5,1,1
	②	2	1	②	좌동	1	2

집에 존재하기 때문이다. 대각연산을 거친 반복회수 2부터는 유사한 개체가 증가하면서 2개의 군집으로 안정적으로 분할되는 것을 알 수 있다. 한편, 개체선택 과정에서는 우수한 개체들이 중복적으로 선택되고 복제됨으로서 안정적인 부개체집단이 형성됨을 확인할 수 있다.

〈표 4〉를 보면 총 2개의 해로 수렴되는 것을 알 수 있다.

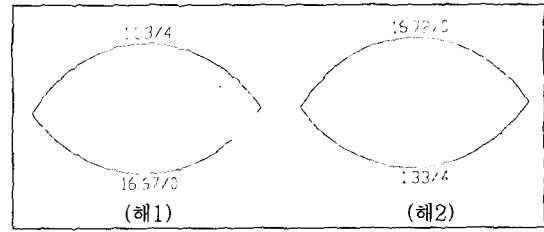
〈표 5〉의 분석 결과를 보면 해1,2에서 차종  $m_1$ 의 경우는 이용된 링크 1,2의 통행비용이 동일하므로 이용자 균형상태이고,  $m_2$ 의 경우는 이용된 링크1의 통행비용은 52.0, 이용되지 않은 링크2의 통행비용은 54.2로 이용된 경로의 통행비용이 보다 작으므로 또

〈표 4〉 수렴해의 수렴성 평가결과(Step 6)

반복 회수	군집 번호	개체 번호	수렴성 확인	수렴 지표	해 번호
46	①	1	0.0000000E+00	$10^{-6}$	1
50	②	1	5.8657565E-07		2

〈표 5〉 수렴해의 링크교통량 및 통행비용

차종	교통량		통행비용		해
	링크1	링크2	링크1	링크2	
$x_{m_1}$	1.33	14.67	52.0	52.0	1
$x_{m_2}$	4	0	52.0	54.2	
$x_{m_1}$	14.76	1.33	52.0	52.0	2
$x_{m_2}$	0	4	54.2	52.0	



〈그림 5〉 수렴해의 배분 결과 ( $x_{m_1}/x_{m_2}$ )

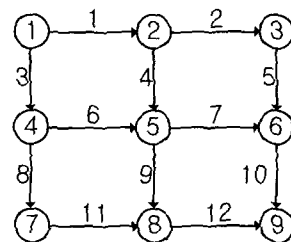
한 이용자 균형상태이다. 해2의 경우도 동일한 결과이므로 수렴된 2개의 해가 모두 Wardrop의 이용자 균형을 만족하고 있음을 알 수 있다.

#### 4. 분석네트워크의 설정(CASE II)

CASE I의 네트워크를 확장한 2차종 12링크의 네트워크에서 이용자 균형을 산정한다. 통행비용함수는 〈표 1〉과 동일하면 O-D쌍 ①→⑨로의  $m_1$  교통수요를 160,  $m_2$ 를 40으로 하였다.

Step 3(군집화) 및 Step4(개체선택)는 지면 관계상 생략하였다(〈표 3〉 참조). 그림은 AMSA에 의하여 도출된 4개의 균형해의 링크교통량 패턴이다.

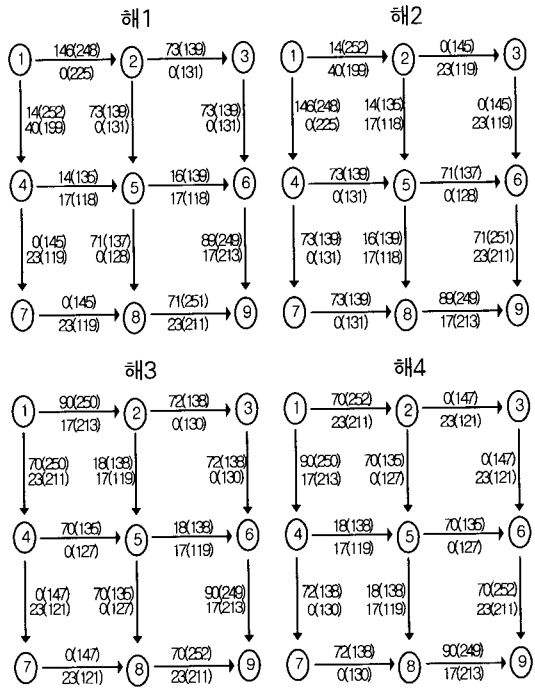
균형해 4개의 이용된 경로의 통행비용은 이용되지 않은 경우의 통행비용보다 작거나 같고 모두 동일하므로 이용자 균형상태임을 알 수 있다. 단, 해1,2의 통행비용이 해3,4의 통비용보다 작기 때문에 더 우수한 해라고 볼 수 있다.



〈그림 6〉 네트워크 구조

<표 6> 개체생성결과(Step 2)

개체	수단	링크번호(교통량)											
		1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12
1	$m_1$	0	0	160	0	0	160	160	0	0	160	0	0
	$m_2$	0	0	40	0	0	40	0	0	40	0	0	40
2	$m_1$	0	0	160	0	0	160	160	0	0	160	0	0
	$m_2$	0	0	40	0	0	40	70	0	0	40	0	0
⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮
15	$m_1$	0	0	160	0	0	160	160	0	0	160	0	0
	$m_2$	40	40	0	0	40	0	0	0	0	40	0	0



<그림 7> 교통량 배분 상태

V. 결론 및 향후연구 과제

본 연구에서 검토한 주요 연구성과는 가장 일반화된 교통현상을 나타내는 다중계층 통행배분 문제는 비블록 영역에 속하며, 유일해도 보장되지 않는 문제이다. 현재 다중계층 통행배분 문제에 적용되고 있는 대각화 알고리즘으로는 이러한 문제를 해결할 수 없음에도 불구하고 해법의 부재로 인하여 사용되고 있는 문제를 본 연구 AMSA 알고리즘 개발을 통하여 해결하였으며, 사례연구를 통하여 다수의 균형해를

<표 7> 균형해의 경로 통행비용

해	수단	경로	링크번호	통행비용	이용되지 않은 경로(통행비용)	
1	$m_1$	P1	1-2-5-10	775	3-8-11-12(793)	
		P2	1-4-7-10	775		
		P3	1-4-9-12	775		
		P4	3-6-7-10	775		
		P5	3-6-9-12	775		
	$m_2$	P1	3-6-7-10	648	1-2-5-10(700) 1-4-7-10(687) 1-4-9-12(695)	
		P2	3-8-11-12	648	3-6-9-12(654)	
	2	$m_1$	P1	3-8-11-12	775	1-2-5-10(793)
			P2	3-6-9-12	775	
			P3	3-6-7-10	775	
P4			1-4-9-12	775		
P5			1-4-7-10	775		
$m_2$		P1	1-4-9-12	648	3-8-11-12(700) 3-6-9-12(687) 3-6-7-10(695)	
		P2	1-2-5-10	648	1-4-7-10(654)	
3		$m_1$	P1	1-2-5-10	774	1-4-9-12(774) 3-6-7-10(774) 3-8-11-12(798)
			P2	1-4-7-10	774	
			P3	3-6-9-12	774	
	$m_2$	P1	1-4-7-10	664	1-2-5-10(686) 3-6-7-10(670) 3-6-9-12(767)	
		P2	3-8-11-12	664	1-4-9-12(670)	
4	$m_1$	P1	3-8-11-12	774	3-6-7-10(774) 1-4-9-12(774) 1-2-5-10(798)	
		P2	3-8-9-12	774		
		P3	1-4-7-10	774		
	$m_2$	P1	3-6-9-12	664	3-8-11-12(686) 1-4-9-12(670) 1-4-7-10(767)	
		P2	1-2-5-10	664	3-6-7-10(670)	

도출함으로써 입증하였다. 이를 통하여 가장 합리적인 접근법으로 인정되고 있는 균형 이론의 모형치와 현실사이에 나타나는 차이(gap)를 줄일 수 있을 것으로 기대된다.

향후 추가연구가 필요한 분야로서 다음의 3가지를 제안한다.

첫째, 기존 연구에서 제안된 다중계층 통행배분 문제에 도입된 비용 함수에 대한 심도있는 연구가 필요하다. 특히 용량의 정의, 차공간 영향의 형태 등에 관한 연구가 추가되어야 할 것이다.

둘째, 본 연구 알고리즘의 step5인 대각화 알고리즘은 기존 연구에서 밝혀진 바와 같이 수렴조건을 강화할 경우에 비안정로의 수렴을 막을 수 있다. 그러나 수렴성의 강화의 정도가 어느 정도 수준인지에 대하여는 아직까지는 알려진 바가 없다. 따라서 대각화 알고리즘의 수렴조건에 대한 연구 내지는 어떠한 수렴 조건에서도 안정적으로 수렴될 수 있는 연구가 필요하다.

셋째, 본 연구에서 제안된 알고리즘은 시간소비적인(time consuming)인 알고리즘으로 수행시간을 단축시킬 수 있는 연구도 필요하다.

네째, 본 연구는 동일링크상의 이종 차종을 고려한 통행배분 문제이나 향후에는 동일링크 뿐만 아니라 다른 링크상의 교통량도 모두 고려된 통행배분 문제의 연구 및 Stochastic 이용자 균형문제에 까지 적용될 수 있는 알고리즘의 연구도 필요하다.

다섯째, 환승을 고려한 경로산정 알고리즘과 본 연구 알고리즘을 결합하여 환승을 고려한 통행배분에 관한 연구도 필요할 것으로 생각된다.

## 참고문헌

- 김재영·임강원(2000), "유전자 알고리즘을 이용한 변동부등식 제약하의 연속형 가로망 설계", 대한교통학회지, 제18권 제1호, 대한교통학회, pp.61~73.
- 김현명·임용택(1999), "유전 알고리즘을 이용한 전역탐색 최단경로 알고리즘개발", 대한교통학회지, 제17권 제2호, 대한교통학회, pp.163~178.
- 이승재·장인성·박민희(2000), "유전 알고리즘을 이용한 이중목적 최단경로 모형개발에 관한 연구", 대한교통학회지, 제18권 제3호, 대한교통학회, pp.77~86.
- 장인성·문형수(2001), "유전자 알고리즘을 이용한 도시도로망에서의 첨단 여행자 정보시스템(ATIS) 운영계획", 대한교통학회지, 제19권 제4호, 대한교통학회, pp.85~96
- R. Akcelik(1978), On Davison's flow rate/travel time relationship, Journal of Australian Road Trsearch Board, 8, pp.41~44.
- M. Beckmann, C. B. McGuire, and C. B. Winsten(1956), Studies in the Economics of Transportation, Yale University Press, New Haven, CT.
- A. Charnes and W. W. Cooper(1958), Extremal principles for simulating traffic flow in a network, Proceedings of the National Academy of Sciences of the United States of America, 44, pp.201~204.
- S. C. Dafermos(1971), An extended traffic assignment model with applications and two-way traffic, Transportation Science, 5, pp.366~389.
- S. C. Dafermos(1972), The traffic assignment problem for multiclass-user transportation networks, Transportation Science, 6, pp. 73~87.
- D. E. Goldberg(1989), "Sizing populations for Serial and Parallel Genetic Algorithms", Proceedings of the Third International Conference on Genetic Algorithms, Morgan Kaufmann Publishers, Los Altos, CA, pp. 70~79.
- D. W. Hearn(1982), "The gap function of a convex program", Operations Research Letters, 1, pp.67~71.
- F. H. Knight(1924), Some fallacies in the interpretation of social cost, Quarterly Journal of Economics, 38, pp.582~606.
- B. G. Heydecker(1983), Some consequence of detailed junction modeling in road traffic assignment, Transportation Science, 17, pp. 263~281.
- J. MacQueen(1967), "Some methods for classification and analysis of multivariate observations", Proc. 5th Berkeley Symposium, 1, pp.128~297.
- C. Meneguzzer(1995), "Computational Experiments with a Combined Route Choice and Intersection Control Model with Asymmetric Cost Functions", paper presented at the 4th Intl. Conf. on Applie. od Adv. Technol. to Transp.Eng., Italy.
- R. B. Potts and R. M. Oliver(1972), Flows in Transportation Networks, Vol. 90 of

- Mathematics in Science and Engineering, Academic Press, New York, NY.
17. W. Prager(1954), Problems of traffic and transportation, in Proceedings of the Symposium on Operations Research in Business and Industry, Midwest Research Institute, Kansas City, KS, pp.106~113.
  18. G. J. Roth(1965), An economic approach to traffic congestion, in Proceeding of the 2nd International Symposium on the Theory of Road Traffic Flow, London, June 25-27, 1963, J. Almond, ed., The Organization for Economic Co-operation and Development, Paris, pp.304~316.
  19. J. G. Sender and M. Netter(1970), Équilibre offre-demand et tarification sur un réseau de transport, Rapport de recherche 3, Département Economic, Institute de Recherche des Trasnsport, Arcueil, France.
  20. M. J. Smith(1981), The existence of an equilibrium solution to the traffic assignment problem when there are junction interactions, Transpotation Research, 15B, pp.443~452.
  21. M. J. Smith(1983), An algorithm for solving asymmetric equilibrium problems with a continuous cost-flow function, Transpotation Research, 17B, pp.365~371.
  22. M. J. Smith(1987), "Traffic control and traffic assignment in a signal-controlled network with queuing", in Proceedings of the 10th International Symposium on Transportation and Traffic Theory, Boston, MA.
  23. L. M. Wynter(1995) "Advances in the theory and application of the multiclass traffic assignment problem", PH.D. thesis, Dept. Transport, ECOLE NATIONALE DES POINT ET CHAUSSEES, pp.161~207.

✉ 주 작 성 자 : 강진구

✉ 논문투고일 : 2002. 4. 1

논문심사일 : 2002. 6. 4 (1차)

2002. 6. 17 (2차)

2002. 9. 18 (3차)

2002. 10. 26 (4차)

2002. 11. 12 (5차)

심사판정일 : 2002. 11. 12

✉ 반론접수기간 : 2003. 4. 30