

■ 論 文 ■

# 덩굴망 통행패턴을 고려한 One-To-One 다경로알고리즘

An One-To-One K-Shortest Path Algorithm Considering Vine Travel Pattern

**이 미 영**

(위스콘신대학교 토목환경공학부  
박사학위예정(Dissertator))

**유 기 윤**

(서울대학교  
지구환경시스템공학부 조교수)

**김 정 현**

(한양대학교 토목환경공학부 연구교수)

**신 성 일**

(서울시정개발연구원 도시교통연구부 부연구위원)

## 목 차

- I. 서론
    - 1. 최단경로알고리즘과 덩굴망 통행특성
    - 2. 연구의 목적
  - II. 이론적 배경
    - 1. 최단경로알고리즘(SPA)
    - 2. One-To-One 다경로알고리즘
  - III. 알고리즘 개발
    - 1. 링크표시의 정의
  - 2. 합리적 덩굴망 조건
  - 3. 알고리즘
  - IV. 사례연구
    - 1. 유턴/회전지체
    - 2. 회전금지
    - 3. 인지비용의 포함
  - V. 결론
- 참고문헌

Key Words : K-th Path, Vine, Link-Label, Turn Delay, Turn Prohibiton, Perceived Cost, Reasonable Alternative Route

## 요 약

회전제약(Turn Penalty and Prohibition)을 포함하는 방향성 그래프(Directed Graph)에서 두 지점(One-To-One)간 덩굴망(Vine)을 포함한 다수의 경로를 순차적으로 탐색하는 알고리즘(K-Shortest Path Algorithm)을 제안한다. 이를 위해 Yen이 제안한 다경로탐색알고리즘을 기반으로 교차로의 방향별 통행에서 발생하는 회전지체와 금지의 표현이 가능한 링크표지(Link-Labeled)탐색방식을 적용하는 기법을 개발한다. 사례연구를 통해 제안된 알고리즘은 교차로의 회전특성뿐만 아니라 U-Turn, P-Turn과 같은 덩굴망(Vine) 통행특성의 고려가 가능하며, 운전자의 인지비용(Perceived Cost)을 반영한 합리적인 대안경로(Reasonable Alternative Route)의 정보 제공 가능성을 입증했다.

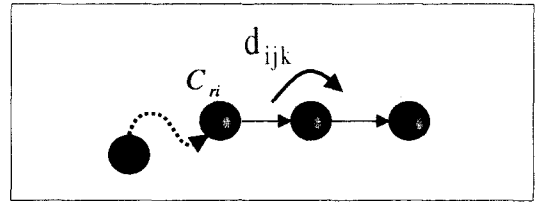
# 1. 서론

## 1. 최단경로알고리즘과 덩굴망 통행특성

링크와 노드로 구성된 네트워크에서 경로를 일련의 노드의 순서로 표현하면, 덩굴망은 출발지와 도착지 노드가 같은 경로(Path) 또는 경로의 부분(Subpath)으로 정의된다. 따라서 덩굴망이 포함되면 방문된 노드가 재 방문되는 과정이 경로에 나타나게 된다. 현실 교통망 네트워크에서 덩굴망 통행패턴은 유턴, 피턴과 같이 이미 통과한 교차로를 다시 통과하는 예에서 발견된다. 이러한 다양한 통행패턴의 표현의 장점 때문에 덩굴망을 고려한 최단경로알고리즘(Shortest Path Algorithm:SPA)은 도시가로망의 복잡한 특성이 반영된 최적경로의 정보를 제공하게 된다.

SPA에서 덩굴망 통행특성은 교차로의 방향별 통행특성에서 나타나는 회전지체(금지)를 반영하는 노드비용 탐색하는 과정에서 발생된다. 이 경우 방향별 지체는 2개의 인접된 링크의 경계노드에서 발생하므로, SPA는 출발지에서 각 노드까지의 최단비용을 계산하는 탐색과정에서 두 링크를 동시에 고려해서 방향별로 나타나는 회전지체비용이 탐색된 노드비용에 반영된다. SPA에서 덩굴망 표현을 위한 2개의 링크의 동시탐색 방법은 노드표지에 의한 방법(node-labeled)과 링크표지(link-labeled)에 의한 방법으로 구분된다.

노드표지에 의한 방법은 2개의 인접링크를 구성하는 3개의 노드를 동시에 고려하여 마지막 노드의 비용을 계산하는 방법이다. <그림 1>과 식(1)에서 나타나듯이 출발지 r에서 노드 k까지 비용을 계산하기 위해서는 두 개의 인접된 링크 (i,j)와 (j,k)를 구성하는 3개의 노드 i,j,k로 표시된 변수를 이용한다. 이 방법은 일반적인 네트워크 표현 방법을 그대로 적용한 알고리즘을 수행하는 장점이 있는 반면, 최적경로추적과정에서 2개의 지원노드(전노드와 전전노드)을 고려해야 하므로 Bellman의 최적원리(Bellman, 1957)가 만족되지 못하는 단점을 안고 있다(Caraway et al, 1990). 따라서 복잡한 네트워크에서 알고리즘 수행을 위해서는 네트워크의 특성을 고려한 추가적인 보완이 필요하다. 이 방법은 Thomas(1991)에 의해 처음 제안되었으며, 최기주(1995)와 김익기(1998)는 2개의 인접된 교차로에 회전지체(금지)가 포함된 네트워크를 대상으로 알고리즘의 확대 가능성을 입증했다.



<그림 1> 노드표지에 의한 덩굴망 탐색

$$C_{ck} = C_{ri} + LC_{ij} + LC_{jk} \tag{1}$$

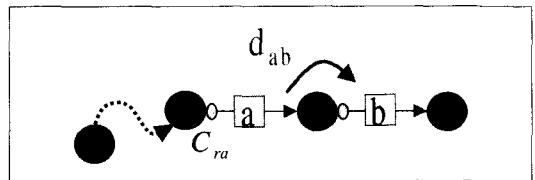
여기서,

$C_{rk}$  : 출발지 r에서 노드 k까지의 최단통행시간

$LC_{ij}$  : 링크(ij)의 통행시간

$d_{ijk}$  : 두링크 (ij)와 (jk)사이 존재하는 회전지체

링크표지에 의한 방법은 2개의 인접된 링크를 동시에 고려하여 마지막 링크의 비용을 계산하는 방법이다. <그림 2>과 식(2)에서 나타나듯이 출발지 r에서 링크 b의 출발점까지의 비용을 계산하기 위해서는 두 개의 인접된 링크 a(i,j)와 b(j,k)를 구성하는 2개의 링크 a,b로 표시된 변수를 이용한다. 이 방법은 노드방식의 네트워크 표현을 링크표지 방법으로 전환해야 하는 부담이 있으나, 최적경로추적과정에서 기존의 최적경로알고리즘에서 채택하고 있는 전노드 개념을 링크로 유추된 개념을 적용하므로 Bellman의 최적원리에 의한 최적해가 보장된다. 이 방법은 Kirby와 Potts(1969)에 의해 처음 제안됐으며, 유사한 노력으로 노정연과 남궁성(1995), Ziliacosopoulos and Mamasani(1996)의 연구가 있다.



<그림 2> 링크표지에 의한 덩굴망 탐색

$$C_{rb} = C_{ra} + LC_a + d_{ab} \tag{2}$$

여기서,

$C_{ra}$  : 출발지 r에서 링크 a의 시작지점까지 최단 통행시간

$LC_a$  : 링크(a(ij))의 통행시간

$d_{ab}$  : 두링크 (a(ij))와 (b(jk))사이  
에 존재하는 회전지체

## 2. 연구의 목적

SPA가 단일의 최단경로에 대한 정보만 제공하는 것  
에 비해, 다경로알고리즘(Kth Shortest Path Al-  
gorithm:KSPA)은 최단경로 뿐만 아니라 K번째의  
경로정보까지 순차적으로 제공한다. 일반적으로 운진  
자의 경로인지비용(Sheffi, 1985)의 확률적 속성 때  
문에 다양한 노선의 정보를 통해서 의사를 결정하도록  
차선의 정보에 대한 제공영역을 넓히는 것이 필요하  
다(Rillett & Park, 1996). 이러한 차선의 대안경로  
를 제공하는 KSPA의 유연성은 최단경로에 의존하는  
것보다 현실적 정보제공 수단으로 활용가치가 높다.

그러나 이러한 덩굴망 통행특성을 고려하려는 연구  
는 SPA에만 적용되어 왔지, KSPA에서는 시도되지  
않았다. 이는 KSPA는 자체적으로 알고리즘을 구현  
하는 방법이 복잡하며, 이러한 연구가 컴퓨터 공학적  
측면에 집중되어 왔지 현실 교통망에 적용하여 개선  
하려는 노력이 부족한 데서 원인이 있다. KSPA에  
SPA에서 활용되고 있는 덩굴망 탐색방법을 적용하게  
되면, KSPA는 자체의 장점인 다양한 대안경로의 제  
공과 함께 도시가로망의 다양한 특성을 각각의 대안  
경로에 반영이 가능하게 된다 이러한 문제의식에 착  
안하여, 본 연구의 목적은 교차로에서 발생하는 회전  
지체 및 금지와 이로 인한 통행패턴을 고려 할 수 있  
도록 기존의 KSPA에 덩굴망을 고려하는 방안을 추  
가하는 것이다. 이를 위해 본 연구에서는 원칙적으로  
덩굴망의 형태를 포함하지 못하는 비루푸(비덩굴망)  
기반 KSPA로 개발된 Yen(1971)의 경로탐색방법에  
최적의 해가 보장된 링크표지탐색방법을 경로비용 계  
산과정에 포함하여 교통망에서 발생하는 다양한 통행  
특성이 반영된 K번째의 순차적 경로탐색방안을 제시  
한다.

## II. 이론적 배경

### 1. 최단경로알고리즘(SPA)

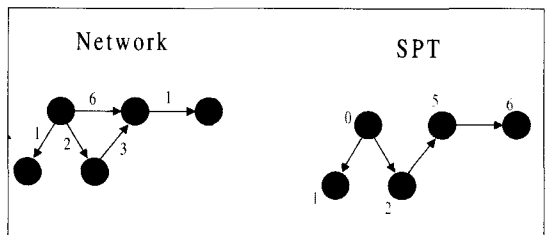
방향성있는(directed) 링크(A)와 노드(N)로 표현

되는 네트워크(G(N,A))에서 최단경로알고리즘은 두  
지점의 최단통행시간 또는 비용을 갖는 경로를 발견하  
는 것이다. 이러한 최단경로는 최단경로알고리즘에서  
채택하고 있는 경로탐색방법에 의해 결정된다. 경로탐  
색방법에는 최단경로가지(shortest path tree:SPT)  
를 구축하는 방법과 최단경로가지와 덩굴망(shortest  
path tree and vine:SPTV)을 함께 구축하는 방법이  
있다.

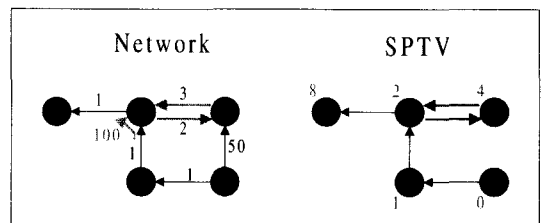
탐색된 경로를 일련의 노드순서로 표현할 때, SPT  
와 SPTV의 차이는 SPT는 경로상에 노드가 한번만  
나타나는 것이고, SPTV는 나타날 수 있다는 것이다.  
(그림 3)과 (그림 4)는 각각 SPT와 SPTV로 표현  
된 예를 보여준다.

(그림 3)에서 네트워크를 SPT로 표현했을 때, 출  
발지 노드①에서 노드④까지의 최단경로는 ①-③-  
②-④로서 경로에 나타난 노드의 중복이 없다. 이러한  
탐색방법은 가지기반 최단경로알고리즘(tree-based  
SPA)의 기초가 되었으며, 잘 알려진 알고리즘으로는  
표지확정/교정(label setting/correcting) 방법이 있다  
(Dijkstra, 1959; Moore, 1957; D'Esopo, 1978).  
식(3)은 가지기반 SPA에 의해 최적경로비용은 식(3)  
에서 표현되며, 수식의 전개를 노드표지(node-labeled)에  
의한 방법에 의해 표현되고 있다.

$$\pi^{rj} = \min_{i \neq j} \{ \pi^{ri} + c_{ij}, \pi^{rj} \} \quad (3)$$



(그림 3) 네트워크에 대한 SPT의 예



(그림 4) 네트워크에 대한 SPTV의 예

여기서,

$\pi^r$  : 출발지  $r$ 에서 노드  $i$ 까지의 최단경로비용  
 $c_{ij}$  : 링크  $ij$ 의 비용

〈그림 4〉는 네트워크에 노드3에서 회전지체가 ②-③-⑤방향으로 존재하며, 이 회전지체의 비용까지 고려해서 SPTV로 표현했을 때, 출발지 노드①에서 ⑤까지의 최단경로는 ①-②-③-④-③-⑤로서 노드③은 유턴(U-turn) 움직임을 표현하기 위해 경로에 두 번 나타난다. 이 탐색방법은 덩굴망기반 최단경로 알고리즘(vine-based SPA)의 기초가 되었으며, 서론에서 언급했듯이 알려진 알고리즘은 노드표지에 의한 방법(Thomas, 1991; 최기주, 1995; 김익기, 1998)과 링크표지에 의한 방법(Kirby & Potts, 1969; 노정연 & 남궁성, 1995; Zilisocopolos & Mamasani, 1996)이 있다. 식(2)의 링크표지탐색방법(link-labeled)에 근거한 덩굴망기반의 SPA에 의한 최적경로비용은 식(4)와 같다.

$$\pi^{rb} = \min_{a \neq b} \{ \pi^{ra} + c_a + d_{ab}, \pi^{rb} \} \quad (4)$$

여기서,

$\pi^{ra}$  : 출발지  $r$ 에서 링크  $a$ 의 출발지점까지 최단 경로비용  
 $c_a$  : 링크  $a$ 의 비용  
 $d_{ab}$  : 링크  $a$ 에서 인접링크  $b$ 방향으로 진행할 때 발생하는 회전지체

## 2. One-To-One 다경로알고리즘

실제 교통망 네트워크에서 통행비용은 정량적이고 정성적인 다수의 의사결정 요인에 의해 결정되므로 다양한 경로에 대한 정보를 제공할 필요가 있다(Rilett & Park, 1996). 다경로알고리즘은  $K$ 번째 까지의 순차적인 통행비용을 갖는 복수개의 경로에 산출하여 다양한 경로정보에 대한 대안으로서 활용가치가 있다. 다경로알고리즘은 크게 2가지로 분류된다. 하나는 기존의 표지확정/교정의 방법을 확대 이용하는 것이고, 다른 하나는 경로의 부분삭제를 통한 다른 경로를 발견하는 방법이다. 두 방법의 가장 큰 차이로서, 전자는  $K$ 개의 경로를 동시에 탐색하는 방법(Shier,

1979; Pollack, 1961; Bellman & Kalaba, 1968)을 따르며, 후자는 최단경로알고리즘을 활용하여 탐색된 경로(1부터  $K-1$ 까지)를 기반으로  $K$ 번째 경로를 탐색하는 방법(Martins, 1984; Azevedo, 1963; Yen, 1971)을 따른다는 것이다. 본 연구에서는 다경로탐색을 위해 기존의 최단경로알고리즘의 직접 적용이 가능한 후자의 방법의 하나인 Yen의 알고리즘을 활용한다.

### 1) 표식

본 연구는 방향성이 있는(directed)  $L$ 개의 링크와  $N$ 개의 노드로 구성된 네트워크를  $G(L, A)$ 대상으로 한다. 아래 수식은 루프가 없는(Loopless) 경우에 나타낸 것으로 경로를 표현하는 노드가 경로상에 한번 이상 나타나지 않는다는 가정을 함축하고 있다. 그러나 루프는 경로상에 같은 노드와 링크가 복수로 나타날 수 있다. 덩굴망은 원칙적으로 루프의 단순 형태이므로 새로운 알고리즘 제안을 위해 새로운 가정이 필요하다. 이를 위해 3장에서 새로운 알고리즘을 개발하기 위해 필요한 표식의 일부가 재정의 된다. 다음은 Yen 알고리즘을 설명하기 위해 필요한 표식이다.

$r, s, i, j, k$  : 노드지표; 특히  $r, s$ 는 각각 출발지와 도착지노드

$a, b$  : 링크지표

$d_{ijk}(d_{ab})$  : 노드  $i, j, k$  (링크  $a, b$ ) 순서로 발생하는 회전지체

$c_{ij}$  : 링크  $(i, j)$ 의 비용

$\pi^{ri}$  : 출발지  $r$ 에서 노드  $i$ 까지 최단통행비용

$\pi^{ra}$  : 출발지  $r$ 에서 링크  $a$ 의 시작부분까지 경로의 통행비용

$K_A^{rs}$  : 출발지  $r$ 과 도착지  $s$ 를 연결하는 선택( $A$ 리스트)된 경로집합

$K_B^{rs}$  :  $K_A^{rs}$ 에 선택되기 위해 대기( $B$ 리스트)하는 경로집합

$K^{rs}$  : 출발지  $r$ 과 도착지  $s$ 를 연결하는 경로집합  
 $K^{rs} = K_A^{rs} \cup K_B^{rs}; K_A^{rs} \cap K_B^{rs} = \emptyset$

$P_k^{rs}$  : 출발지  $r$ 과 도착지  $s$ 를 연결하는 선택된 경로 중  $k$ 번째 최단경로; 연결노드순서로는  $(r) - (2^k) - (3^k) - \dots - (Q^k) - (s); (2^k), (3^k), \dots, (Q^k)$ 는  $k$ 번째 경로의 2번째, 3번째, ...  $Q$ 번째 노드

$P_{ki}^{rs}$  :  $i = r, 2, 3, \dots, Q$ 일 때, 경로  $P_{k-1}^{rs}$ 에서 분리된 경로집합(deviation path set);  $P_{k-1}^{rs}$ 에서 분리경로(a deviation path)는 노드 $r$ 부터 노드 $j$ 까지는 경로  $P_{k-1}^{rs}$ 와 일치하며,  $(i+1)$ 노드부터는 다른 경로를 이용하여 노드 $s$ 까지의 최단경로이며,  $K_A^{rs}$ 에 포함된 첫 번째부터  $k-1$  번째까지 경로중 노드 $r$ 부터 노드 $j$ 까지 일치하는 어떤 경로와도  $(i+1)$ 노드부터는 일치되지 않고, 목적지 노드 $s$ 까지 한번도 같은 노드를 포함하지 않고 도달한다(loopless).

$R_k^{ri}$  : 집합  $P_{ki}^{rs}$ 의 출발지  $r$ 부터  $i$  번째 노드까지의 부분경로(subpath)로서  $P_{k-1}^{rs}$ 의 부분경로와 같은 경로, 즉  $R_k^{ri} = (r) - (2^k) - (3^k) - \dots - (i^k)$

$S_k^{is}$  : 집합  $P_{ki}^{rs}$ 의  $i$  번째노드부터 도착지  $s$ 까지 부분 경로로서  $P_{k-1}^{rs}$ 와는  $i$  번째 노드만 중복됨, 즉  $S_k^{is} = (i^k) - \dots - (s)$ ;

$C[*]$  : 경로 \*의 통행시간.

2) 알고리즘

Yen 알고리즘은  $k$  번째 경로( $P_k^{rs}$ )는  $k-1$  개의 경로를 포함하고 있는 선택된 경로집합 ( $K_A^{rs}$ )을 기반으로 발견된다는 사실(Hoffman & Pavley, 1959; Clarke, et al. 1963; Dreyfus, 1969)에 근거하여 개발되었다. 세부적으로 설명하면,  $P_k^{rs}$ 는 기존의  $K_A^{rs}$ 에 포함된  $k-1$  개 경로와는 다른 경로(같은 노드의 반복이 없는)를 갖도록 고려되었다. 따라서  $k$  번째 경로를 발견하기 위해서는 대기경로집합에 포함되어 있는 모든 경로를 고려하여 최소비용을 갖는 경로를 선택할 필요가 있다. 이를 알고리즘에 반영하기 위해 아래 알고리즘의 [Step II-1]에서  $c_{iq}$ 을 무한대로 고정시켜  $P_k^{rs}$ 가 기존의  $k-1$  번째 경로와는 다른 경로가 되도록 하며,  $k$  번째 알고리즘수행에서 탐색된 경로의 비용은  $k-1$  번째의 경로비용보다 작지 않도록 보장한다. Yen 알고리즘 수행과정은 다음과 같다.

[Step I]  $P_1^{rs}$  결정

SPT로  $P_1^{rs}$  발견,  $K_A^{rs} = K_A^{rs} \cup \{P_1^{rs}\}$ .

[Step II] ( $k=2, 3, \dots, K$ ) 반복진행으로  $P_2^{rs}$ 부터  $P_K^{rs}$ 의 결정

$P_k^{rs}$ 를 발견하기 위하여 이미  $P_1^{rs}, P_2^{rs}, \dots, P_{k-1}^{rs}$ 가 이미  $K_A^{rs}$ 에 포함되어 있음.  $P_k^{rs}$ 를 발견하는 알고리즘은 다음과 같음.

[II-1] 탐색금지링크 선정을 통한 분리경로발견

$P_{k-1}^{rs}$ 의 부분경로  $(r) - (2^{k-1}) - (3^{k-1}) - \dots - (i^{k-1})$ 에서 SPT의 구성이 금지되는 링크를 선정. 탐색금지링크는 이미 발견된  $K-1$  개 경로에서  $P_{k-1}^{rs}$ 의 부분경로와 일치된 경로를 포함하는 경로( $j$ )의  $(i+1)$  번째 링크. SPT의 구성이 금지되기 위해  $(i+1)$  번째 링크의 비용을 무한대로 선정.  $c_{iq} = \infty, \forall iq, iq$ 는 ( $j$ ) 경로의  $(i+1)$  번째 링크.

[II-2] 노드  $i$ 부터 노드  $s$ 까지의 최단경로 탐색

$P_{k-1}^{rs}$ 의 부분경로  $R_k^{ri}$ 를 기반으로 노드  $i$ 부터  $s$ 까지는 SPT를 구성하여 최단경로 탐색을 통해  $S_k^{is}$ 발견.

[II-3] 탐색된 경로의 대기경로집합에 추가

$R_k^{ri} + S_k^{is}$ 가 루프가 포함되어 있지 않으면,  $P_k^{rs} = R_k^{ri} + S_k^{is}$ .  $K_B^{rs} = K_B^{rs} \cup \{P_k^{rs}\}$ .  $R_k^{ri} + S_k^{is}$ 의 비용은  $C(R_k^{ri}) + C(S_k^{is})$ .

[II-4]  $K$  번째 경로의 선정

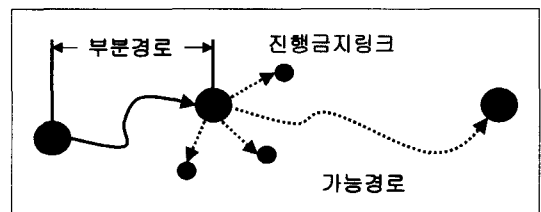
$$P_k^{rs} = \min_{(P)} C[P], \forall P \in P_B^{rs};$$

$$P_A^{rs} = P_A^{rs} \cup \{P_k^{rs}\}, P_B^{rs} = P_B^{rs} - \{P_k^{rs}\}.$$

[II-5] 알고리즘 종료체크

$K_A^{rs}$ 에  $K$  개의 경로가 있으면 종료. 이때  $K_A^{rs}$ 가 1 번째 경로부터  $K$  번째 경로까지 순차적으로 탐색된 경로를 포함. 아니면 [Step II]로 감.

Yen 알고리즘을 간략하게 도식화하면 <그림 5>와 같다. 부분경로  $R_k^{ri}$ 와  $R_k^{ri}$ 의 마지막 노드  $i$ 를 출발노



<그림 5> Yen 알고리즘의 개념

드로 경로의 중복을 방지하도록  $i+1$ 부터 이미 탐색되었던 링크를 제외한 방향으로 SPT를 구축하여 노드  $s$ 까지의 최단경로를 탐색하게 되며, 탐색이 가능한 경로중 최단경로는  $S_k^{ns}$ 이다. 부분경로  $R_k^{ri}$ 와 탐색된 최단경로  $S_k^{ns}$ 의 합( $R_k^{ri} + S_k^{ns}$ )이  $K_B^{rs}$ 로 포함되어  $K$ 번째 경로를 선정하는데 후보경로로 포함된다.

### III. 알고리즘 개발

#### 1. 링크표시의 정의

2장에서 비루프기반 Yen 알고리즘에 루프의 단순형태인 덩굴망 통행패턴을 포함하기 위해 링크표식으로 재 정의가 필요하며 다음과 같다.

링크 ( $a$ )를 링크  $a$ 의 출발지점을 의미하는 것을 의미하며, 이는 출발노드와는 다른 개념으로 전링크 ( $a-1$ )의 도착지점에서 링크  $a$ 로 회전하면서 발생하는 회전지체 및 금지를 현상을 포함하기 위한 새롭게 추가한 정의이다. 예로서  $\pi^{ra}$ 는 출발지  $r$ 에서 링크  $a$ 의 시작부분까지 경로의 통행비용을 의미한다.

$K_A^{rs}, K_B^{rs}, K^{rs}$  : 링크표지로 정의된 합리적 덩굴망 포함 경로집합

$P_k^{rs}$  : 출발지  $r$ 과 도착지  $s$ 를 연결하는 선택된 경로중  $k$ 번째 최단경로; 연결링크순서로는  $(1^k) - (2^k) - (3^k) - \dots - (Q^k)$ ; 이때 링크  $(1^k)$ 의 시작노드는  $r$ , 링크  $(Q^k)$ 의 도착노드는  $s$

$P_{ka}^{rs}$  :  $a=1, 2, 3, \dots, Q$ 일 때, 경로  $P_{k-1}^{rs}$ 에서 분리된 경로집합(deviation path set)

$P_{k-1}^{rs}$ 에서 분리경로(a deviation path)는 노드  $r$ 부터 링크 ( $a$ )까지  $P_{k-1}^{rs}$ 와 일치하며,  $(a+1)$ 번째 링크부터는 다른 경로를 이용한 노드  $s$ 까지의 최단경로이며,  $K_A^{rs}$ 에 포함된 첫 번째 경로부터  $k-1$ 번째까지 경로중 노드  $r$ 부터 링크 ( $a$ )까지 일치하는 어떤 경로와도  $(a+1)$ 링크부터는 일치되지 않고, 노드  $s$ 까지 한번도 같은 노드는 복수로 통과가 가능 하나, 링크를 한번만 통과하여 도달한다(vine).

$R_k^{ri}$  : 집합  $P_k^{rs}$ 의 출발지  $r$ 부터 링크  $a$ 까지의 부분

경로(subpath)로서  $P_k^{rs}$ 의 부분경로와 같은 경로, 즉  $R_k^{ra} = (1^k) - (2^k) - (3^k) - \dots - (a^k)$ ; 링크  $(1^k)$ 의 출발노드는  $r$ .

$S_k^{bs}$  : 링크  $b$ 부터 도착지  $s$ 까지의 부분경로로서  $P_k^{rs}$ 와는 링크상의 중복은 없음(링크  $b$ 의 시작노드는 중복), 즉  $S_k^{bs} = (b^k) - \dots - (Q^k)$ ; 링크  $(Q^k)$ 의 도착노드는  $s$ .

#### 2. 합리적 덩굴망 조건

2절에서 경로라 함은 비루프기반 경로를 의미한다. 경로를 노드의 순차적의 열거라고 볼 때, 비루프기반 경로에서는 같은 노드의 반복이 경로에서 나타나지 않는다. 그러나, 본 연구에서 고려하는 덩굴망 통행패턴인 유턴과 피턴의 예처럼 덩굴망을 포함하는 경로는 같은 노드의 반복에 의해서 표현되어 질뿐만 아니라, 경로상에 덩굴망 통행패턴이 여러 번 반복하여 발생하면 같은 노드가 2번 이상 나타나는 경우도 존재한다. 이러한 경우는 교차로를 중심으로 다수의 회전금지 존재하는 경우 최적경로를 탐색하는 과정에서 노드를 중심으로 복수의 덩굴망을 형성하는 원인이 될 수 있다.

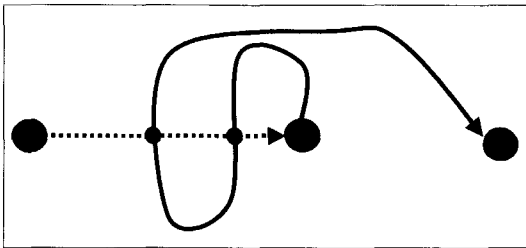
본 연구에서는 이러한 경로를 구성하는 노드수의 반복에는 제한을 두지 않는다. 실제 링크표지방법은 링크의 비용탐색에 의존하므로 경로를 구성하는 노드수의 제한이 없다는 조건을 이미 만족하고 있다. 또한 이 방법의 적용은 경로를 구성하는 링크는 단 한번만 나타나게 되며, 본 연구에서 포함하는 덩굴망을 포함하는 합리적 경로구성조건은 링크수의 반복이 없다는 가정을 포함하는 것이다. 이는 또한 덩굴망이 경로에 포함되는 경우 링크수의 반복이 없도록 구성됨으로서 링크수의 반복이 허용되는 loop와도 구분된다.

그러나, 실제 Yen의 링크표지방식의 적용에도 불구하고 서부경로와 가능경로를 합하는 과정에서 합리적 덩굴망 조건을 위반하는 경우가 존재한다. 경로집합은 출발지  $r$ 에서 경로  $a$ 까지의 부분경로( $R_k^{ra}$ )와 링크  $a$ 에서 도착지  $r$ 까지의 가능경로( $S_k^{bs}$ )의 합으로 구성되는 과정에서 링크수의 반복이 없다는 가정이 위반될 여지가 있다. 이는 덩굴망 최적경로알고리즘 수행과정에서  $R_k^{ra}$ 와  $S_k^{bs}$ 가 각각 덩굴망을 포함한 경로가 되도록 고려되었으므로, 두 경로를 합하는 과정( $R_k^{ra} + S_k^{bs}$ )에서 비합리적인 경로, 즉 경로를 구성하는 링크가 한 번 이상 나타날 수 있다. 비합리적인

〈표 1〉  $R_K^{ra}$ 와  $S_K^{bs}$ 의 덩굴망 포함여부에 따른  $R_K^{ra} + S_K^{bs}$ 의 덩굴망 포함 가능성

형태	$R_K^{ra}$	$S_K^{bs}$	$R_K^{ra} + S_K^{bs}$
1	O	O	덩굴망 포함
2	O	X	덩굴망 포함
3	X	O	덩굴망 포함
4	X	X	덩굴망 포함 가능

O : 덩굴망 포함, X : 덩굴망을 포함하지 않음



〈그림 6〉 덩굴망을 포함하지 않는  $R_K^{ra}$ 와  $S_K^{bs}$ 에 대해 덩굴망을 포함하는  $R_K^{ra} + S_K^{bs}$

경로가 나는 경우에는 ( $R_K^{ra} + S_K^{bs}$ )를  $K_B^{rs}$ 에 포함시키지 않도록 하며,  $R_K^{ra} + S_K^{bs}$  합리적 경로인 경우 최단경로의 비용은  $C(R_K^{ra}) + c_a + d_{ab} + C(S_K^{bs})$ 로 계산된다.

〈표 1〉은  $R_K^{ra}$ 와  $S_K^{bs}$ 의 조합에 의해  $R_K^{ra} + S_K^{bs}$ 의 모든 조합이 합리적 덩굴망을 포함하는 가능성이 있음을 보여준다. 〈그림 6〉은 덩굴망이 포함되지 않는 각각의  $R_K^{ra}$ 와  $S_K^{bs}$ 에 대하여 두 경로를 연결하는 과정에서  $R_K^{ra} + S_K^{bs}$ 가 덩굴망을 포함하는 경우가 있음을 예시한다.

### 3. 알고리즘

링크표지탐색방식과 합리적 덩굴망 조건을 기반으로 Yen의 비루프기반 다경로알고리즘에 덩굴망을 통행 특성을 반영하도록 제안하는 알고리즘은 다음과 같다.

#### [Step I] $P_1^{rs}$ 결정

SPTA를 구성하여  $P_1^{rs}$  발견.  $K_A^{rs} = K_A^{rs} \cup \{P_1^{rs}\}$ .

#### [Step II] (k=2, 3, ..., K) 반복진행으로 $P_k^{rs}$ 부터 $P_K^{rs}$ 의 결정

$P_k^{rs}$ 를 발견하기 위하여 이미  $P_1^{rs}, P_2^{rs}, \dots, P_{k-1}^{rs}$ 가 이미  $K_A^{rs}$ 에 포함되어 있음.  $P_k^{rs}$ 를 발견하는 알고리즘은 다음과 같음.

#### [II-1] 탐색금지링크 선정을 통한 분리경로발견

$P_{k-1}^{rs}$ 의 부분경로  $(1^{K-1}) - (2^{K-1}) - (3^{K-1}) - \dots - (a^{K-1})$ 를 대상으로 SPTA의 구성을 금지하는 링크를 선정. 탐색금지링크는 이미 발견된 K-1개 경로에서  $P_{k-1}^{rs}$ 의 부분경로와 일치된 경로를 포함하는 경로(j)의 (a+1)번째 링크. 최단경로탐색을 금지하기 위해 (a+1)번째 링크의 비용을 무한대로 산정.  $c_b = \infty, \forall b$ , b는 (j)경로의 (a+1)번째 링크.

#### [II-2] 링크 a부터 노드 s까지의 최단경로 탐색

$P_{k-1}^{rs}$ 의 부분경로  $R_k^{ra}$ 를 기반으로 링크 a의 시작지점부터 인접링크 b를 경유한 노드 s까지 SPTA를 구성하여  $S_k^{bs}$ 발견. 이때 탐색된 K번째의 경로는  $R_k^{ra} + S_k^{bs}$ . 비용은  $C(R_k^{ra}) + c_a + d_{ab} + C(S_k^{bs})$ .

#### [II-3] 탐색된 경로의 대기경로집합에 추가

$R_k^{ra} + S_k^{bs}$ 가 합리적 덩굴망 조건을 만족하면,  $P_k^{rs} = R_k^{ra} + S_k^{bs}$ ;  $K_B^{rs} = K_B^{rs} \cup \{P_k^{rs}\}$ .

#### [II-4] K번째 경로의 선정

$P_k^{rs} = \min_{(p)} C[p], \forall p \in P_B^{rs}$ ;  
 $P_A^{rs} = P_A^{rs} \cup \{P_k^{rs}\}$ ;  $P_B^{rs} = P_B^{rs} - \{P_k^{rs}\}$ .

#### [II-5] 알고리즘 종료체크

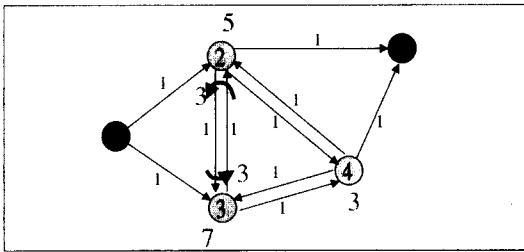
$K_A^{rs}$ 에 K개의 경로가 있으면 종료. 이때  $K_A^{rs}$ 가 1번째 경로부터 K 번째 경로까지 순차적으로 탐색된 경로를 포함. 아니면 [Step II]로 감.

## IV. 사례연구

알고리즘은 Visual Studio 6.0에서 제공하는 MFC (Microsoft Foundation Classes)와 C++를 이용하여 구현하였다. 본 절에서는 3가지 사례연구를 통해 제안된 알고리즘에 적정성 및 활용성에 대한 검증을 시행한다. 특히 알고리즘이 기존의 노드기반 다경로 탐색방법론에서 제시할 수 없었던 1) 유티/회전지체, 2) 회전금지, 3) 축간 합리적 대안경로의 제시의 예를 들어 설명한다.

### 1. 유티/회전지체

먼저 5개 노드와 10개의 링크를 갖는 네트워크를



〈그림 7〉 5노드 10링크 네트워크

대상으로 3개의 노드에 전방향 회전페널티가 존재하며 2개의 링크에 대해서는 U-턴이 가능하고 이에 대한 회전지체가 존재한다. 출발지 ①에서 도착지⑤까지의 합리적

덩굴망을 고려한 경로에 대한 결과는 〈표 2〉와 같다.

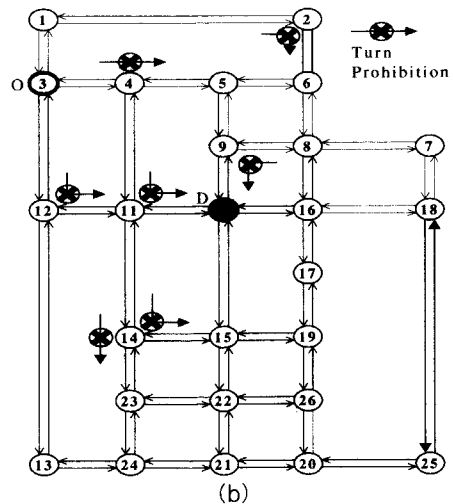
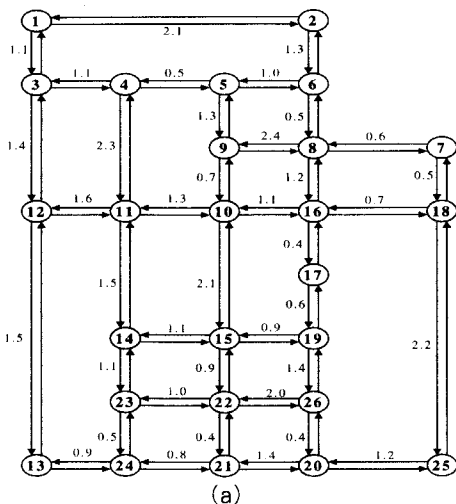
제안된 알고리즘은 합리적 덩굴망 9개 경로를 포함하여 총 16개의 경로가 탐색된 반면, Yen 알고리즘은 총 7개의 비루프경로만 탐색됨. 제안된 알고리즘은 네트워크의 덩굴망 특성이 고려되어 더욱 다양한 통행패턴을 제공할 뿐만 아니라 교차로의 회전지체에 의한 영향도 반영되는 것으로 나타났다.

2. 회전금지

본 사례연구에서는 회전금지가 존재하는 네트워크

〈표 2〉 제안된 알고리즘의 유턴/회전지체 고려

경로순서	제안된 알고리즘		Yen 알고리즘	
	합리적 경로	비용	비루프 경로	비용
1	1->2->5	7.0	1->2->5	2.0
2	1->2->4->5	11.0	1->2->4->5	3.0
3	1->3->4->5	13.0	1->3->4->5	3.0
4	1->3->2->5	15.0	1->3->2->5	3.0
5*	1->2->3->2->5	17.0	1->3->4->2->5	4.0
6	1->3->4->2->5	19.0	1->3->2->4->5	4.0
7	1->3->2->4->5	19.0	1->2->3->4->5	4.0
8	1->2->3->4->5	19.0		
9*	1->2->3->2->4->5	21.0		
10*	1->2->4->3->2->5	25.0		
11*	1->3->2->3->4->5	25.0		
12*	1->2->3->4->2->5	25.0		
13*	1->3->4->2->3->2->5	29.0		
14*	1->3->2->3->4->2->5	31.0		
15*	1->3->4->2->3->2->4->5	33.0		
16*	1->2->4->3->2->3->4->5	35.0		



〈그림 8〉 수정된 Sioux Network의 링크비용과 회전금지



〈표 3〉 회전금지에 따른 비루푸 경로

Kth	경로순서(노드순서)	비용
1	3->12->13->24->21->22->15->10	8.0
2	3->12->13->24->23->14->11->10	8.2
3	3->12->13->24->23->22->15->10	8.3
4	3->12->13->24->23->14->15->10	8.6
5	3->12->13->24->21->22->15->19->17->16->10	8.9
6	3->12->13->24->23->22->15->19->17->16->10	9.2
7	3->12->13->24->23->14->15->19->17->16->10	9.5
8	3->12->13->24->21->22->15->14->11->10	9.8
9	3->12->13->24->21->20->26->19->17->16->10	9.9
10	3->12->13->24->21->22->23->14->11->10	9.9
11	3->12->13->24->23->22->15->14->11->10	10.1
12	3->12->13->24->21->22->23->14->15->10	10.3
13	3->12->13->24->21->22->26->19->17->16->10	10.5
14	3->12->13->24->23->22->26->19->17->16->10	10.8
15	3->12->13->24->21->20->26->19->15->10	10.8
16	3->12->13->24->23->22->21->20->26->19->17->16->10	11.0
17	3->12->13->24->21->20->25->18->16->10	11.2
18	3->12->13->24->21->22->23->14->15->19->17->16->10	11.2
19	3->12->13->24->21->20->26->22->15->10	11.4
20	3->4->11->12->13->24->21->22->15->10	11.6

에서의 K개의 경로에 대한 통행패턴을 발견한다. 수정된 Sioux Fall Network(26노드, 76링크)를 대상으로 회전금지는 7개가 존재하며 모든 링크에서 유턴은 금지된다. 아래 그림은 네트워크의 링크패턴과 회전금지를 정보를 보여준 것이며, 표는 출발지③에서 도착지⑩까지 회전금지와 링크비용을 고려해서 탐색된 20개의 경로에 대한 결과를 나타낸 것이다. 이 수행과정에서 덩굴망은 통행패턴에서 제외하였다.

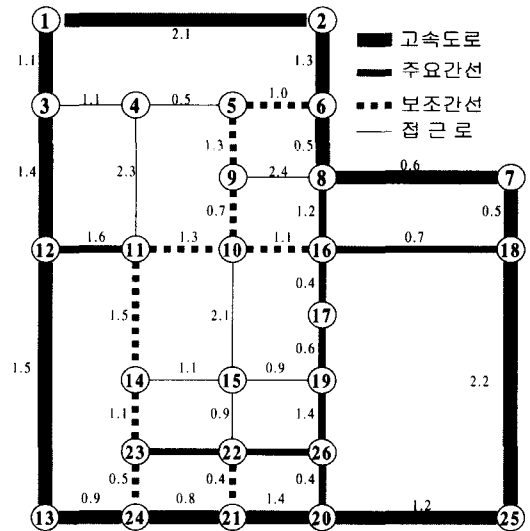
〈표 2〉에서 보는 바와 같이 회전금지가 존재하는 곳에는 통행이 이루어지지 않았으며, 20개의 순차적인 경로순서에 따라 비용이 증가함을 보여준다.

### 3. 인지비용의 포함

장거리 통행인 경우 일반적으로 운전자들은 통행시간을 단축하기 위해 고속주행을 보장하는 경로를 선호하는 경향을 보이며, 따라서 가능한 한 설계속도가 높은 도로를 선택하려고 하며, 설계속도가 낮은 도로로 경로전환을 시도하는 것을 비용의 일부로 생각하게 된다. 본 사례연구에서는 이러한 운전자의 특성을 반영하기 위해 통행비용함수를 거리뿐만 아니라 설계속도가 낮은 도로의 경로전환에 따른 부담비용(인지비용)을 추가하여 경로의 정보를 제공하는 예를 보여

준다.

〈그림 9〉는 Sioux Fall 네트워크상에 4등급으로 구분된 도로위계를 보여주며, 〈표 5〉는 도로위계에



〈그림 9〉 도로위계

〈표 4〉 하위도로의 경로변경 페널티

고속도로	주요간선	보조간선
주요간선(X1): 2	-	-
보조간선(Y1): 4	보조간선(Y2): 2	-
접근로(Z1): 6	접근로(Z2): 4	접근로(Z3): 2

〈표 5〉 경로변경 페널티가 고려된 20개의 통행경로

Kth	경로순서(노드순서)	총비용	링크비용	노선변경인지비용
1	1->3->12->11->14->15	12.7	6.7	6.0
2	1->3->4->11->14->15	13.1	7.1	6.0
3	1->3->12->13->24->21->22->15	13.0	7.0	6.0
4	1->3->12->11->10->15	13.5	7.5	6.0
5	1->2->6->8->7->18->16->17->19->15	13.6	7.6	6.0
6	1->3->12->13->24->23->14->15	13.6	7.6	6.0
7	1->2->6->8->16->10->15	14.3	8.3	6.0
8	1->2->6->5->9->10->15	14.5	8.5	6.0
9	1->3->4->5->9->10->15	14.8	6.8	8.0
10	1->2->6->8->7->18->16->10->15	14.9	8.9	6.0
11	1->3->12->13->24->21->22->23->14->15	15.3	9.3	6.0
12	1->3->12->13->24->23->22->15	15.3	7.3	8.0
13	1->3->12->13->24->21->20->26->19->15	15.8	9.8	6.0
14	1->3->4->11->10->15	15.9	7.9	8.0
15	1->3->12->11->10->16->17->19->15	16.4	8.4	8.0
16	1->3->12->11->4->5->9->10->15	17.0	11.0	6.0
17	1->2->6->8->7->18->16->17->19->26->22->15	17.0	11.0	6.0
18	1->2->6->8->7->18->25->20->26->19->15	17.1	11.1	6.0
19	1->3->12->13->24->23->14->11->10->15	17.4	11.4	6.0
20	1->3->12->11->14->23->22->15	18.6	8.6	10.0

따라 하위등급도로로 경로전환을 시도하는 경우의 선형적인 부담비용을 보여주는 것으로, 도로위계의 차이가 많이 날수록 많은 부담을 느끼도록 구성하였다. 식(5)는 k번째 경로의 총통행비용은 경로의 거리비용과 운전자가 인지하는 통행비용으로 구성된 선형함수의 식으로 구성되어있음을 보여준다.

〈표 5〉는 출발지①에서 도착지⑮를 연결하는 통행비용에 따라 순차적으로 탐색된 20개의 경로를 보여주고 있다. 경로의 총비용은 통행비용과 노선변경에 따른 인지비용의 합으로 계산되어 인지비용이 경로탐색에 영향을 미치는 것을 보여주고 있다.

$$TTC(k) = PC(k) + TC(k) \tag{5}$$

여기서,

$TTC(k)$  : k번째 경로의 총통행비용(Total Travel Cost)

$PC(k)$  : k번째 경로의 인지비용(Perceived Travel Cost)  
 $= 2X_1 + 4Y_1 + 6Z_1 + 2Y_2 + 4Z_2 + 2Z_3$

$TC(k)$  : k번째 경로의 통행비용(Travel Cost)으로 통행거리의 합

$X_1, Y_1, Z_1, Y_2, Z_2, Z_3$  : 하위등급도로로의 경로변경 수

### V. 결론

합리적 덩굴망이란 경로를 표현하는 노드수의 반복은 있어도 링크수의 반복은 없다는 것으로, 현실 교통망에서는 회전지체와 금지 등으로 운영되는 교차로 주변에서 통행시간을 단축하려는 통행행태로 나타난다. 이러한 통행행태는 단일의 최적경로만을 제공하는 최단경로알고리즘에서만 고려가 가능했지, 복수의 경로를 제공하는 다경로알고리즘에는 적용되지 못해 왔다.

본 연구에서는 다경로알고리즘에 덩굴망 통행패턴을 고려하는 노력을 처음으로 시도했다. 이를 위해 원칙적으로 덩굴망을 포함할 수 없는 비루프기반 다경로탐색방법인 Yen알고리즘에 최적해를 보장하면서 합리적 덩굴망의 통행패턴의 고려가 가능한 링크표지 기법을 적용하는 방안을 제안했다.

3가지 사례연구를 통해 유턴, 회전지체, 회전금지 등 덩굴망 통행패턴과 관련된 통행패턴을 적절하게 포함하는 것으로 입증되었다. 특히 경로축 전환횟수의 선형함수예를 통한 운전자 인지비용을 경로선택과정에 포함시킴으로서 합리적 대안경로 제공의 가능성을 예시했다.

**참고문헌**

1. 김익기(1998), ATIS를 위한 수정형 덩굴망 최단 경로 탐색 알고리즘의 개발, 대한교통학회지, 제 16권 제2호, 대한교통학회, pp.157~167.
2. 노정현·남궁성(1995), 도시가로망에 적합한 최단경로탐색 기법의 개발, 대한국토계획학회지, 제30권, 제5호.
3. 최기주(1995) U-Turn을 포함한 가로망 표현 및 최단경로의 구현, 대한교통학회지, 제13권 제 3호, 대한교통학회, pp.35~52
4. Azevedo J. A., Costa M. E. O. S., Madeira J.J.E.R.S., and Martins E.Q.V.(1993) An Algorithm from the Ranking of Shortest Paths, European Journal of Operational Research, Vol.69, pp.97~106.
5. Bellman R.(1957) Dynamic Programming, Princeton University Press, Princeton, New Jersey.
6. Bellman R. and Kalaba R.(1968) On Kth Best Policies. J. SIAM 8, pp.582~588.
7. Carraway R. L., Morin T. L., and Moskowitz H.(1990) Generalized Dynamic Programming for Multicriteria Optimization, European Journal of Operational Research, Vol.44, pp.95~104.
8. Clarke S., Krikorian A., and Rausan J. (1963) Computing the N Best Loopless Paths in A Network, Journal of SIAM, Vol.11, No.4, pp.1096~1102.
9. Dijkstra E. W.(1959) A Note of Two Problems in Connected with Graphs. Numerical Mathematics. I, pp.269~271.
10. Dreyfus S. E.(1969) An Appraisal of Some Shortest-Path Algorithms, Operational Research, Vol.17, No.3, pp.395~412.
11. Hoffman W. and Pavley R.(1959) A Method for the Solution of the Nth Best Problem, Journal of ACM, Vol.6, No.4, pp.506~514.
12. Kirby R. F. and Potts R. B.(1969) The Minimum Route Problem for Networks with Turn Penalties and Prohibitions. Transportation Research 3, pp.397~408.
13. Martins E. Q. V.(1984) An Algorithm for Ranking Paths that May Contain Cycles, European Journal of Operational Research, Vol.18, pp.123~130.
14. Moore E. F.(1957) The Shortest Path through A Maze. Proc. Int. Conf. on the Theory of Switching, Harvard Univ., Cambridge, MA.
15. Pollack M.(1961) The Kth Best Route Through A Network, Operations Research, Vol.9, pp.578~580.
16. Rilett L. R. and Park D.(1996) Identifying Unique Routes in Transportation Networks, Presented at the 3rd Annual World Congress on Intelligent Transportation Systems, Orlando, Florida, October.
17. Shier R. D.(1979) On Algorithms from Finding the k Shortest Paths in a Network, Networks, Vol.9, pp.195~214.
18. Thomas R.(1991) Traffic Assignment Techniques, Avebury Technical.
19. Van Vliet D.(1978) Improved Shortest Path Algorithms from Transport Networks, Transportation Research, Vol.12, pp.7~20.
20. Yen J. Y.(1971) Finding the K shortest Loopless Paths in a Network, Management Science, Vol.17, pp.711~715.
21. Ziliaskopoulos A. K. and Mahmassani H. S.(1996) A Note on Least Time Path Computation Considering Delays and Prohibitions for Intersection Movements. Transportation Research 30B, pp.359~367.

✉ 주 작 성 자 : 이미영  
 ✉ 논문투고일 : 2003. 7. 30  
           논문심사일 : 2003. 11. 5 (1차)  
                           2003. 11. 25 (2차)  
           심사판정일 : 2003. 11. 25  
 ✉ 반론접수기한 : 2004. 4. 30