

철도화물운송을 위한 Hub-and-spokes서비스네트워크 디자인모형의 개발

Hub-and-spokes service network design for rail freight transportation

정 승 주

(교통개발연구원 책임연구원)

목 차

I. 서론	2. 수송루트 결정절차
II. 모델	IV. 적용 및 평가
1. 전제조건	1. 테스트문제 설정
2. 문제의 설정 및 formulation	2. 알고리즘의 평가
III. 해도출 절차	V. 결론
1. 서비스빈도 개선절차	참고문헌

요 약

Hub-and-spokes 전략은 교통분야에서 널리 이용되는 네트워크전략이지만, 철도의 경우 대개 이 전략을 이용하기 어려운 네트워크구조를 가지고 있어 그 적용사례를 찾아보기 어렵다. 그러나 유럽에서는 철도망이 도로망처럼 조밀하게 형성되어 있다는 점과 환적처리기술의 발달로 90년대 초부터 이 전략이 철도화물운송부문에 도입되기 시작했다. 이러한 관점에서 본 논문은 철도화물운송망에서의 hub-and-spokes 전략을 구현하는 서비스네트워크 디자인모형을 개발하고, 모델의 실제철도망에의 적용성을 평가한다.

개발되는 모형이 전략모형임에도 불구하고 모형에서는 일반화된 운영비용 외에 열차속도, 서비스빈도, 터미널에서의 화물처리속도 등에 따른 시간지체비용도 고려되었다. 시간지체비용의 고려에 따라 야기되는 비선형 목적함수는 빈도별 서비스결정변수의 설정을 통해 선형화되어 결과적으로 모형은 선형 binary 정수 최적화문제로 표현되었다. 규모가 큰 네트워크의 경우 해도출의 어려움 때문에 본 논문은 전체문제의 분할(decomposition)에 기초한 휴리스틱방법(heuristic method)으로 해결한다. 해도출의 효율성을 높이기 위해 서비스빈도개선과 관련하여 세 알고리즘이 개발되었다. 개발된 알고리즘은 유럽의 실제네트워크를 기초로 도출한 4개의 테스트문제에 적용되어, 해의 정확도와 해 도출의 효율성이 비교·평가되었다.

I. 서론

화물교통분야에서 hub-and-spokes네트워크전략은 네트워크내의 모든 또는 대부분의 물량을 거점터미널(허브)에 연계하여 수송케 함으로서 물량이 소량이고 불규칙하게 발생하는 o-d구간에 대해 규칙적이고 보다 높은 빈도의 운송서비스를 제공할 수 있게 한다. 이 전략은 항공, 해운, 공로 등 교통 전분야에서 널리 이용되고 있으나, 철도망의 경우 대개 hub-and-spokes전략을 이용하기 어려운 네트워크구조를 가지고 있어 그 적용사례를 찾아보기 어렵다. 이와는 달리 90년대 초부터 유럽에서는 이 전략이 철도화물운송부문에 도입되기 시작했는데, 이는 유럽철도망이 공로처럼 조밀하게 형성되어 있고 이 기간 철도화물터미널의 환적처리기술 발달이 크게 작용한 것으로 여겨진다.

Hub-and-spokes디자인문제는 여러 연구자에 의해 주로 허브입지문제에 집중되어 다루어져 왔다(O'Kelly(1986), O'Kelly(1987), Skorin-Kapov and Skorin-Kapov(1994), O'Kelly et al.(1995), Campell(1996), Skorin-Kapov et al.(1996), Pirkul and Schilling(1998), O'Kelly and Bryan(1998)). 이들 연구는 해도출의 극단적인 어려움으로 네트워크내의 모든 서비스가 허브와 연결되는 순수허브전략(pure strategy)만을 고려하였으며, 모두 휴리스틱 알고리즘에 의해 문제를 해결하고자 시도하였다.

반면 Aykin(1995)은 순수허브전략대신 기종점간 직접 연결되는 서비스도 고려한 혼합전략(mixed strategy)을 고려하였다. 더욱이 기존의 연구들이 수송규모의 경제가 허브간 링크에서만 발생하는 것으로 가정하였으나, 그는 각 링크별(허브간 링크, 허브-비허브간 링크, 비허브간 링크)로 차별화된 계수를 사용하여 모델의 현실반영수준을 높였다. Jaillet et al.(1997)은 직접적으로 허브입지를 풀기보다는 허브서비스디자인문제를 제시하여 모델의 적용후 잠재성이 높은 입지를 제시하는 방법으로 허브입지문제를 해결하였다. 따라서 모델에서는 다양한 허브서비스 - 기종점간 직송서비스, 1-스톱서비스, 2-스톱서비스, 무제한 스톱서비스 등 - 를 허용한다. 규모의 경제요소는 링크대신 항공기 수송능력에 따라 고려되었으며 지체비용은 고려하지 않았다.

이상의 모델들은 모두 항공교통을 대상으로 하고 있으며 우리가 관심을 가지는 철도네트워크와 관련한 연구는 찾아보기 어렵다. IQ(2000)는 기존의 항공네트워크에서 적용된 모델과 유사한 철도허브입지모델을 제시하였다. 수송루트의 유형은 직송서비스, 1-스톱서비스, 2-스톱서비스로 구분되었으며 목적함수는 piecewise-linear 근사함수를 사용하여 물량수준에 따른 차별화된 비용계수의 적용을 통해 규모의 경제를 반영하였다. 모델은 휴리스틱방법을 사용하여 28개 node를 가진 유럽네트워크에 실험되었다.

철도부문에서 터미널 입지에 관한 연구는 찾아보기 어렵지만 철도터미널간을 서비스하는 열차서비스의 배정과 물량의 수송루트를 결정하는 철도서비스네트워크디자인에 관한 문제는 활발히 다루어져 왔다. 철도서비스네트워크디자인모델은 열차구성과 열차서비스루트를 결정하는 Assad모델(1980)로부터 시작되었다. 이어 Assad모델을 개선한 Crainic et al.(1984, 1986)은 열차의 서비스루트 및 빈도, bloc전략, 열차구성계획, bloc의 수송루트 등을 종합적으로 고려하는 모델을 개발하였다. 모델은 크게 서비스구간과 빈도로 표현되는 열차서비스변수와 열차서비스를 이용하는 물량의 수송루트변수로 구분하여 이를 서비스네트워크디자인문제로 명명되었다. 문제의 복잡성 때문에 휴리스틱 알고리즘을 제시하였으며 도출된 해는 캐나다 국영철도회사의 방법과 비교되었다. Haghani(1989)는 열차의 구성 및 서비스구간, 화차의 수송루트를 결정하는 서비스네트워크디자인문제를 모델링하였다. 모델의 특징은

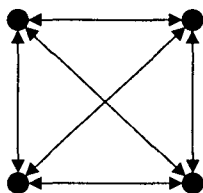
수요의 시간에 따른 변화요소와 빈화차의 운송루트도 고려했다는 점이다. 문제의 복잡성으로 실험은 4개 노드와 왕복 5개의 링크를 가진 소규모 네트워크를 대상으로 이루어졌기 때문에 대규모네트워크에의 적용은 과제로 남아있다. Keaton(1989, 1992)은 Crainic이 고려한 문제와 유사한 문제에 대해 보다 일반적인 모델을 개발하였다. 개발된 모델의 특징은 원문제의 분할(decomposition)에 기반한 lagrangean relaxation방법을 사용하여 lower bound를 제공할 수 있다는 점이다. 그러나 lower bound제공은 분할에 의해 도출된 하위문제에 한하며 전체문제로까지는 제시하지 못했다. Marín and Salmerón(1996a, 1996b) 역시 Crainic과 유사한 모델을 제시하였다. 그는 다양한 휴리스틱방법 - simulated annealing, tabu search, descent method - 을 제시하여 중소규모의 네트워크를 대상으로 branch and bound에 의한 해와 비교하였다.

본 논문은 철도부문에서 hub-and-spokes전략이 새로운 개념인 탕으로 기존의 철도 서비스네트워크 디자인모델을 기초로 하여 간접적으로 입지후보지도 제시할 수 있는 모델을 개발한다. 허브네트워크는 기본적으로 many-to-many시스템이기 때문에 개발되는 모델은 대규모네트워크를 쉽게 해결할 수 있어야 한다는 점도 매우 중요하다. 따라서 본 논문은 대규모네트워크를 효율적으로 해결할 수 있는 휴리스틱 알고리즘을 개발하고 그 유용성을 평가하는 데 목적이 있다.

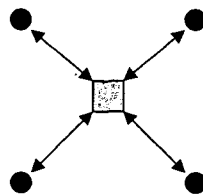
II. 모델

1. 전제조건

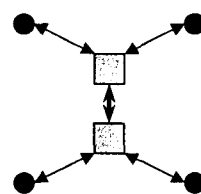
<그림 1>에서 보는 바와 같이 hub-and-spokes네트워크는 허브터미널에 물량을 집중시킴으로써 수송규모의 경제를 이용해 전체 효율성을 제고하는 네트워크전략이다. Hub-and-spokes네트워크에서 열차서비스는 일반적으로 직송형태(허브-허브간, 허브-일반터미널간)로 제공된다. 직송서비스가 운영되기 위해서는 해당 서비스구간에 충분한 물량이 존재해야 하지만 o-d간 물량이 충분한 경우 굳이 허브를 거쳐 수송될 필요는 없다. 이와 같이 o-d간 직송서비스를 허용할 경우를 혼합전략(mixed strategy)이라 한다. 이는 모든 서비스가 허브와 연결되어야 하는 순수전략(pure strategy)에 비해 보다 융통성 있는 전략이다. 본 논문에서는 모델의 적용성과 실용성을 증대하기 위해 hub-and-spokes전략 중 가장 복잡하고 융통성이 있는 <그림 1>의 (d)의 경우를 상정한다.



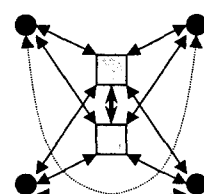
(a)non-hub



(b)단일hub/순수전략



(c)복수허브/순수전략



(d)복수허브/혼합전략

<그림 1> hub-and-spokes네트워크 구조

hub-and-spokes네트워크를 구성하는 중요한 결정요소는 열차서비스(구간 및 빈도), 서비스를 이용하는 o-d물량의 수송루트 그리고 허브입지 등을 들 수 있다. 일반적으로 열차서비스와 o-d물량의 수송루트를 결정하는 문제를 서비스네트워크디자인문제라 한다. 반면 허브입지문제는 별도로 구분된다. 가장 이상적인 모델링은 이들 세 형태의 결정변수를 동시에 고려 - hub-and-spokes네트워크에서 수송은 허브를 거점으로 이루어지므로 허브의 입지와 역할이 중요하기 때문에 - 하는 것이겠지만, 이 경우 수학적 해를 구하기는 거의 불가능하다. 일반적인 서비스네트워크문제와 입지문제는 NP-Hard문제로 알려져 있기 때문이다(Magnanti and Wong(1984)). 이러한 문제를 해결하기 위해 우리는 일단 일반적인 서비스네트워크디자인 문제로 우리문제를 다루되 완화된 허브구조(relaxed structure)를 상정함으로써, 모델의 적용 후 잠재성이 높은 허브입지를 간접적으로 제시하는 방법을 취하고자 한다.

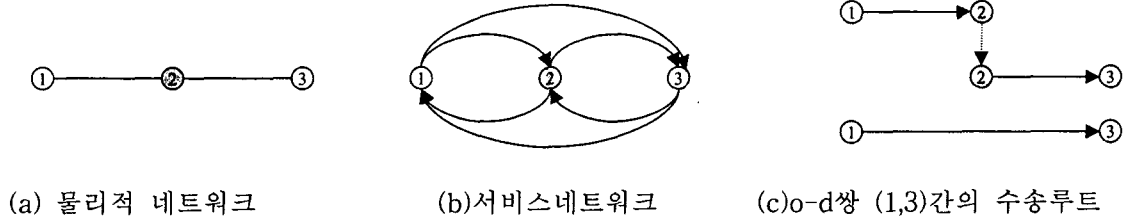
- (1)네트워크운영자(서비스 공급자)는 하나라고 가정한다. 우리모델은 운송시장의 구조를 다루는 모델이 아니라 운송업자가 어떻게 서비스를 제공하는가를 모사하는 모델이기 때문이다.
- (2)모든 서비스는 직송서비스로 가정한다. 현재 유럽의 복합운송업체가 철도에서 허브서비스 전략을 채택하는 경우 모든 구간에 기본적으로 직송서비스를 제공한다는 점에서 이 전제 조건은 현실적으로 매우 타당한 조건이다.
- (3)모든 터미널이 허브의 잠재적입지대안으로 설정된다. 그러므로 모든 터미널은 환적 및 분류기능을 가진다. 단, 각 터미널의 화물처리수준과 능력은 동일하다라고 가정한다. 통상 허브터미널은 자동화된 상하역시스템을 이용하기 때문에 일반터미널에 비해 처리속도나 처리물량이 더 효율적이다. 따라서 모든 터미널의 처리능력이 동일하다는 가정하에서도 네트워크가 허브구조를 보인다면 그 네트워크는 더욱 잠재력을 가진 허브구조를 채택할 가능성이 높을 것이다.
- (4)초기에 모든 o-d구간에 대해 서비스가 설정된다. 따라서 초기단계에서 모든 o-d는 직송으로 수송이 가능하다. 이것은 우리문제가 혼합전략도 포함함을 의미한다. 서비스빈도 역시 네트워크의 총물동량을 수송할 수 있는 수준의 높은 빈도가 초기에 설정된다.
- (5)일반적으로 허브네트워크에서 o-d물량은 최대 2개 정도의 허브를 거친다(출발지-허브-허브-도착지). 그러나 우리모델에서는 물량의 수송루트 구조를 파악하기 위해 허브통과수를 제한하지 않는다.

결국 우리문제는 초기에 허브구조를 상정하지 않고 결과적으로 허브구조를 가지는지 여부를 통해 허브전략의 적용 가능성을 판단한다.

2. 문제설정 및 formulation

네트워크는 2종류로 구분된다. 하나는 물리적 네트워크이고 다른 하나는 서비스네트워크이다. 전자는 철도선과 역으로 구성된 실제네트워크를 말하는 반면 후자는 서비스링크와 노드로 구성되는 네트워크이다. 앞에서 언급한 바와 같이 서비스네트워크는 모든 o-d쌍간의 유방향 직송서비스로 정의된다. 즉 같은 서비스링크라도 서비스방향이 다르면 다른 서비스로 정의된다. 각 o-d간 물량의 수송루트는 서비스를 이용하는 궤적으로 정의된다. 예를 들어 o-d쌍 (1,3)간의 물량은 2개의 수송루트대안을 가진다. 한 루트는 허브터미널 2에서

환적하여 두 개의 서비스를 이용하는 1→2→3루트이고 다른 한 루트는 1과 3사이의 한 서비스를 이용하는 직송루트이다.



<그림 2> hub-and-spokes네트워크의 구성개념

그러므로 우리문제는 물리적 네트워크를 기반으로 서비스네트워크가 구성되고, 구성된 서비스를 이용하여 최적루트를 찾는 문제이다. 달리 말하면 우리문제는 모든 잠재적 서비스집합에서 최소의 네트워크비용으로 최적서비스빈도의 조합과 그를 이용하는 최적루트를 동시에 결정하는 문제이다. 따라서 목적함수는 다음과 같이 대략적으로 표현될 수 있다.

Minimize f (각 o-d물량의 수송루트 결정변수, 각 열차서비스 결정변수)

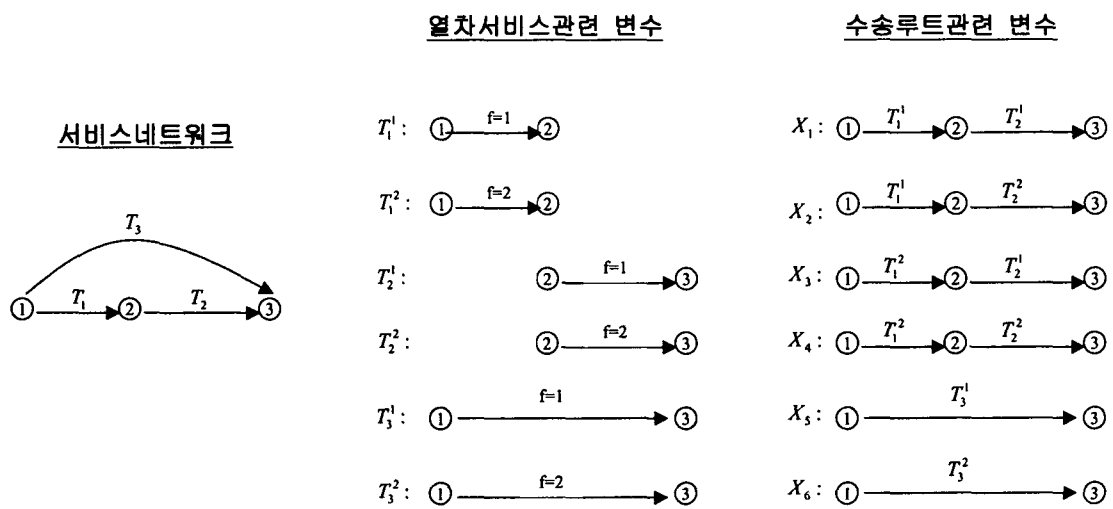
위 식의 각 결정변수와 관계되는 비용계수를 살펴보면, 먼저 o-d물량의 수송루트 결정변수와 관련한 비용은 크게 루트운영비용(operational cost)과 시간지체비용(time delay cost)으로 구분된다. 수송루트상에서 발생하는 운영비용은 수송비용, 터미널에서 화물취급비용을 포함한다. 시간지체비용은 열차속도에 따른 지체비용, 터미널에서 화물취급에 따라 발생하는 지체비용, 그리고 서비스빈도에 따른 지체비용을 포함한다. 운영비용은 물량으로 표현되는 수송루트결정변수를 선형계수로 표현될 수 있다. 그러나 열차속도에 따른 시간지체비용을 제외한 시간지체비용은 비선형계수로 표현되어 목적함수를 비선형(non-linear)으로 만드는 데, 일반적으로 비선형 최적화문제는 선형문제(linear problem)에 비해 해의 도출이 어렵다. 따라서 우리는 목적함수를 선형화한다.

먼저 터미널에서 발생하는 지체비용은 대기행렬모형으로 표현되므로 그 대기시간은 물량과 비선형관계에 있다. 일반적으로 매일 또는 단기의 스케줄을 계획하는 모델의 경우, 터미널지체비용은 대기행렬모형에 따른 계산이 중요하겠으나 우리문제와 같이 전략수준의 모델에서는 그러한 미시적인 고려는 그다지 중요하지 않다. 몇몇 연구(Keaton(1992), Bodin et al.(1980), Daganzo(1982))는 평균치를 이용하기도 한다. 따라서 우리도 평균개념을 도입하기로 한다. 이렇게 하면 터미널지체비용도 물량의 선형계수로 표현될 수 있다. 반면 서비스빈도에 따른 지체는 열차의 서비스수준에 직접 영향을 주는 요소이므로 지체시간을 평균치를 사용하기는 곤란하다. 서비스빈도에 따른 지체는 산술평균적 개념의 식으로 표현될 수 있다.

$$\text{서비스 빈도에 따른 시간지체} = \frac{dl}{2f} \quad (1)$$

여기서 pl : 계획기간
 f : 서비스의 빈도

서비스빈도는 열차서비스 결정변수와 관련한 요소이면서 물량의 수송루트결정변수의 비용계수에 직접 영향을 준다. 즉, 이용하는 서비스의 빈도수준에 따라 해당서비스를 이용하는 물량의 수송루트비용이 비선형적으로 변하게 된다. 그러나 <그림 3>과 같이 동일구간의 서비스를 빈도별로 구분한다면 위의 식은 상수로 되어 물량의 수송루트비용계수는 물량에 선형관계가 된다.



<그림 3> 결정변수의 예

결국 우리문제의 목적함수는 서비스결정변수를 구간 및 빈도에 따라 설정함으로써 선형화될 수 있다. 이것은 각 o-d물량의 수송루트가 포함하는 서비스의 빈도가 설정되기 때문에 수송루트의 선택과 관련한 변수의 비용계수가 정해질 수 있는 데 따른 것이다. 열차서비스선택과 관련한 변수도 역시 빈도를 알기 때문에 그 비용계수를 설정할 수 있다. 결과적으로 우리문제는 다음과 같이 네트워크의 총비용을 최소화하는 선형문제로 표현된다.

$$\text{Minimise } Z(X, T) = \sum_{m \in M} \sum_{k \in K(m)} cf_k^m X_k^m + \sum_{l \in L} \sum_{p \in P} \sum_{f \in F(p/l)} cs_l^{pf} T_l^{pf} \quad (2)$$

$$\sum_{k \in K(m)} X_k^m = 1 \quad \forall m \in M \quad (3)$$

$$\sum_{m \in M} o^m \sum_{k \in K(m) / l \in A(k)} X_k^m \leq \sum_{p \in P} \sum_{f \in F(p|l)} \alpha_i^{pf} T_i^{pf} \quad \forall l \in L \quad (4)$$

$$\sum_{p \in P} \sum_{f \in F(p|l)} T_i^{pf} \leq 1 \quad \forall l \in L \quad (5)$$

$$X_k^m \in \{0,1\} \quad \forall k \in K(m) \quad \forall m \in M \quad (6)$$

$$T_i^{pf} \in \{0,1\} \quad \forall p \in P \quad \forall f \in F(p|l) \quad \forall l \in L \quad (7)$$

여기서,

cf_k^m = (o-d)쌍 m 을 위한 수송루트 k 의 일반화비용 (= 운영비용 + 시간지체비용)

cs_i^{pf} = 서비스링크 l 에서 빈도 f 를 가진 p 형 열차의 일반화비용

M = 모든 (o-d) 쌍 m 의 집합

$K(m)$ = (o-d) 쌍 m 에 의해 선택되어 질 수 있는 수송루트의 집합

L = 열차서비스 l 의 집합

$A(k)$ = 수송루트 k 를 구성하는 서비스링크의 집합

$F(p|l)$ = 서비스링크 l 에서 p 형 열차에 의해 제공가능한 빈도의 집합

P = 적재용량으로 차별화되는 열차형태 p 의 집합

α_i^{pf} = 서비스링크 l 에서 빈도 f 를 가진 p 형 열차의 적재용량

o^m = (o-d)쌍 m 의 물량

X_k^m = (o-d)쌍 m 이 수송루트 k 를 선택함을 나타내는 결정변수

T_i^{pf} = 서비스링크 l 에서 빈도 f 를 가진 p 형 열차의 선택을 나타내는 결정변수

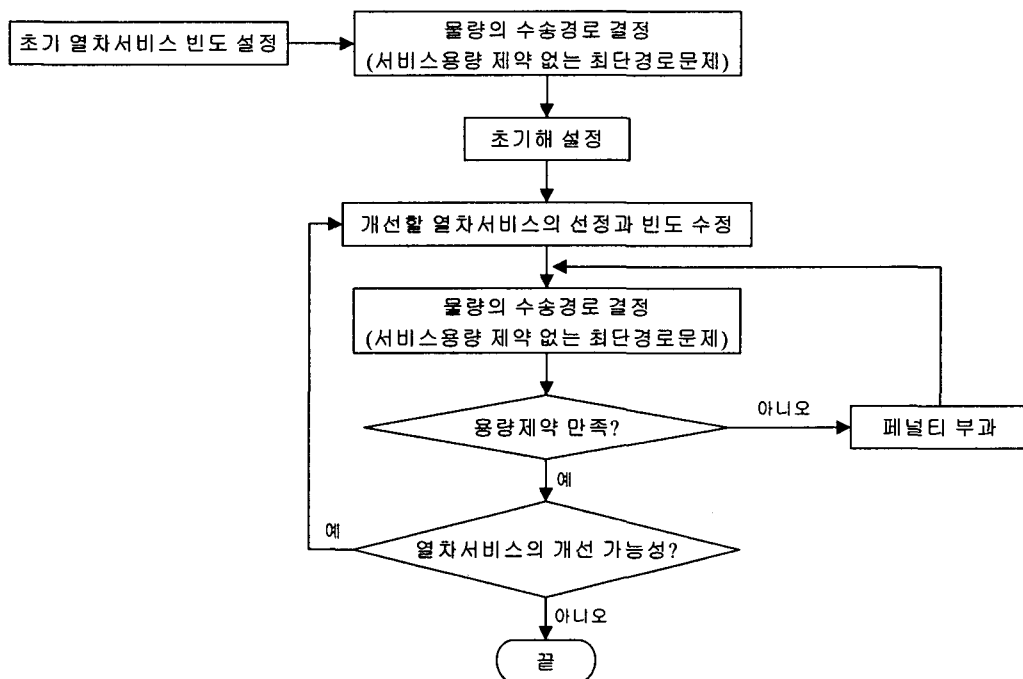
제약식 (3)은 각 o-d물량이 1개의 수송루트를 선택하여야 함을 나타낸다. 제약식 (4)는 서비스용량 제약식으로 서비스를 이용하는 물량의 합은 서비스용량 이내이어야 함을 나타낸다. 제약식 (5)는 같은 서비스구간에는 1개의 서비스가 선택되어야 함을 의미한다. 제약식 (6)과 (7)은 결정변수의 비음조건을 나타낸다.

III. 해도출 절차

열차서비스와 물량의 수송루트를 동시에 결정하는 서비스네트워크 디자인문제는 최적해의 도출이 매우 어려운 NP-Hard문제로 알려져 있다. 따라서 휴리스틱 접근이 필요하다. 선형문제인 우리문제는 다음과 같이 2개의 하위절차로 구분할 수 있는 구조를 가지고 있다.

- 하위절차 1 : 서비스빈도 개선절차
- 하위절차 2 : 물량수송루트 결정절차

즉, 초기의 잠재적인 서비스집합(서비스빈도)을 설정¹⁾한 후 그 서비스집합에 근거하여 최단경로알고리즘에 따라 o-d물량의 초기 수송루트를 결정했다고 가정하자. o-d의 수송루트집합이 정해져 있는 상태에서 네트워크의 총비용을 가장 크게 줄이는 서비스를 선정하여 개선(하위절차 1)할 수 있다. 이어 개선된 서비스 집합의 조건에서 다시 최단경로알고리즘을 사용하여 o-d물량의 수송루트를 결정(하위절차 2)할 수 있다. 하위절차 1과 하위절차 2의 교대 적용은 해가 개선될 가능성이 있는 한 계속된다. 이러한 해 개선개념은 Crainic(1984, 1986)이 철도화물네트워크에 대한 비선형 서비스네트워크디자인문제를 풀기 위해 제시한 것이다. 우리는 이 개선방법의 기본개념을 원용한다²⁾.



<그림 4> 개략적인 해 도출과정

- 1) 각 서비스링크의 초기빈도는 네트워크내의 총o-d물량에서 해당서비스링크를 이용할 가능성이 없는 o-d물량, 즉 해당서비스링크의 출발지를 목적지로 하는 o-d물량을 제외한 물량을 수용할 수 있는 빈도수준에서 설정된다. 달리 말하면 네트워크내 총 o-d물량을 처리할 수 있는 최대빈도를 표현한다. 초기빈도로 이와 같이 높은 빈도로 설정하는 이유는 각 서비스링크의 상대적 잠재성을 알기가 매우 어렵기 때문이다. 따라서 우리는 각 서비스링크의 잠재성을 동일하다고 보는 한편 동등한 기회를 부여하는 것이다. 이는 서비스링크의 규모의 경제가 동일하다고 설정하는 대신 그 기회를 동등하게 줌으로써 역설적으로 규모의 경제를 파악하고자 함이다.
- 2) 그러나 Crainic방법과 우리방법은 다음의 크게 두 가지 차이가 존재한다. 먼저 초기서비스집합(구간 및 빈도)의 설정과 관련하여, Crainic방법은 사전에 잠재적 서비스를 모델자가 설정하는 반면 우리방법은 hub-and-spokes라는 네트워크 특성 때문에 모든 노드(터미널)간을 연결하는 o-d쌍을 초기서비스로 설정한다. 빈도 또한 Crainic방법은 막연한 높은 빈도수준으로 설정하는 반면 우리방법은 각 서비스가 총o-d물량을 수송할 수 있는 수준의 빈도를 초기수준으로 설정한다. 개선할 서비스빈도의 수정과 관련하여 Crainic방법은 각 iteration에서 1빈도를 수정하는 반면 우리방법은 여러 빈도의 수정이 가능하다.

1. 서비스빈도 개선절차

각 서비스개선단계에서 서비스빈도를 개선함으로써 네트워크의 총비용을 가장 크게 감소시키는 서비스를 수정대상 서비스로 선정된다. 이러한 방법은 Crainic(1986)에 의해 제안되었다.

물량의 수송루트가 주어진 상태에서 특정서비스의 빈도가 감소($\psi_e(\Delta^+) > 0$) 또는 증가($\psi_g(\Delta^-) > 0$)할 경우 네트워크의 총편익은 다음과 같이 표현된다.

$$\psi_e(\Delta^+) = Z(\bar{X}, f_1, \dots, f_e, \dots, f_v) - Z(\bar{X}, f_1, \dots, f_e - \Delta^+, \dots, f_v) \quad \forall e \in L \quad (8)$$

$$\psi_g(\Delta^-) = Z(\bar{X}, f_1, \dots, f_g, \dots, f_v) - Z(\bar{X}, f_1, \dots, f_g + \Delta^-, \dots, f_v) \quad \forall g \in L \quad (9)$$

여기서,

$Z(\bar{X}, f_1, \dots, f_e, \dots, f_v)$: 주어진 물량의 수송루트(X) 하에서 총비용함수

f_e : 열차서비스 $e(\in L)$ 의 빈도

Δ^+ 또는 Δ^- : 서비스빈도의 감소(또는 증가)분을 나타내는 양(또는 음)의 정수

$\psi_e(\Delta^+), \psi_g(\Delta^-)$ 을 이용한 서비스빈도의 개선절차는 다음과 같다.

(1) 모든 서비스에 대해 초기빈도 설정한다

(2) $\psi_e(\Delta^+)$ 과 $\psi_g(\Delta^-)$ 을 계산한다

(3) 다음과 같이 π 를 찾는다

$$\pi = \max\{\pi_e, \pi_g\}$$

$$\text{여기서, } \pi_e = \{\max \psi(\Delta^+)\}, \pi_g = \{\max \psi(\Delta^-)\}$$

(4) $\pi \leq \epsilon$ (ϵ 은 매우 작은 양수값)이면, 중지한다

(5) 그렇지 않으면, 다음과 같이 빈도를 수정한다.

$$f_l = \begin{cases} f_l - \Delta^+, & \text{if } \pi = \pi_e \text{ and } l = e \\ f_l - \Delta^-, & \text{if } \pi = \pi_g \text{ and } l = g \\ f_l, & \text{otherwise} \end{cases}$$

이상의 서비스개선절차는 전체 해개선과정에서 매우 중요하다. 열차서비스를 개선하는 때 순간(하위절차 I)마다 하위절차 II인 최단경로문제가 해결되어야하기 때문이다. 달리 말하면 열차서비스 개선의 효율성 정도에 따라 해의 계산소요시간의 크기가 좌우된다는 것이다. 이런 의미에서 전체 해 도출과정에서 효율적인 서비스개선절차의 개발은 매우 중요하다. 그러나 Crainic방법에서 각 개선단계마다 1회의 빈도가 개선된다³⁾. 그러므로 exhaustive알고리즘은 계산의 정확도는 높지만 막대한 계산소요시간의 발생이 예상된다. 더

3) 1회는 개선될 빈도의 최소단위라는 점에서 이하에서 우리는 Crainic의 방법을 exhaustive 알고리즘이라 한다.

육이 우리문제에서는 초기서비스 빈도의 설정을 위해 매우 높은 수준의 빈도를 설정해야 하기 때문에 이 방법은 그다지 현실적이지 못하다. 이를 보완하기 위해 우리는 다음의 두 알고리즘을 개발하였다.

- 최적빈도계산을 통한 알고리즘(알고리즘 I)
- Exhaustive알고리즘과 알고리즘 I의 결합알고리즘(알고리즘 II)

1)알고리즘 I

알고리즘 I은 모든 물량의 수송루트가 사전에 결정되어 있다면 그 상황에서 각 열차서비스별로 최적서비스빈도를 구할 수 있다는 데 착안한다. 그런데 모든 열차서비스에 대해 높은 수준의 초기빈도가 설정되고 물량의 초기최적루트가 결정되기 때문에, 이후는 문제해결절차의 각 단계에서 항상 전(前) 단계에서 결정된 물량수송루트를 이용할 수 있다. 최적서비스빈도는 다음의 절차를 통해 얻어진다.

우리문제의 목적함수(식 (2))에서 비용계수 cf_k^m , cs_i^{pf} 의 상세한 내역은 다음과 같다.

$$cf_k^m = \left\{ \sum_{p \in P} ct^p \cdot d_k^p + cvt \cdot th \cdot nt_k + co \cdot nt_k + (cvt \cdot pl) \sum_{p \in P} \sum_{l \in A(k)} \frac{1}{2f_l^p} + cvt \sum_{p \in P} \frac{d_k^p}{v^p} \right\} o^m \quad (10)$$

$$cs_i^{pf} = f_i^p \cdot ca^p \cdot ds_i \quad (11)$$

여기서, cvt = 물량의 시간당 시간가치

th = 터미널에서 평균작업시간

nt_k =수송루트 k 에서 물량의 환적이 이루어지는 터미널 수

co =터미널에서의 톤당 물량처리비용

pl =계획기간

ct^p = p 형 열차에 의한 톤-키로당 수송비

d_k^p =수송루트 k 에서 p 형 열차에 의해 수송되는 구간거리

f_l^p =서비스 링크 l 에서 p 형 열차의 서비스빈도

v^p = p 형 열차의 평균주행속도

ca^p = 비적재시 p 형 열차의 열차-키로당 일반화비용

ds_i = 서비스링크의 구간거리

서비스링크 l 의 빈도 f_l 을 양의 실수로 가정한다면, 각 서비스링크 위에서 발생하는 총비용은 다음과 같이 나타내어 질 수 있다.

4)동일서비스링크에 복수형태의 열차서비스가 존재하지만 우리문제는 동일서비스링크에서 1개 형태의 열차서비스를 선택해야 한다. f_i 는 선택된 열차서비스를 의미함

$$Y_i = \left\{ ct \cdot ds_i + cvt \cdot th + co + \frac{cvt \cdot pl}{2f_i} + \frac{cvt \cdot ds_i}{v} \right\} fa_i + ca \cdot ds_i \cdot f_i \quad (12)$$

여기서, Y_i 은 서비스링크 l 의 이용물량이 fa_i 일 때 서비스링크상에서 발생하는 총비용임.

fa_i 이 사전에 주어졌다고 가정한다면 Y_i 은 다시 다음과 같이 f_i 에 관한 2차 함수로 나타낼 수 있다.

$$Y_i = \left\{ \frac{cvt \cdot pl \cdot \overline{fa}_i}{2f_i} \right\} + ca \cdot ds_i \cdot f_i + \left\{ ct \cdot ds_i + cvt \cdot th + co + \frac{cvt \cdot ds_i}{v} \right\} \overline{fa}_i \quad (13)$$

여기서, \overline{fa}_i 은 서비스링크 l 에 주어진 이용물량

결과적으로 최적빈도는 다음과 같이 계산된다.

$$f_i^* = \sqrt{\frac{cvt \cdot pl \cdot \overline{fa}_i}{2 \cdot ca \cdot ds_i}} \quad (14)$$

서비스 개선과정에서 최적서비스빈도의 계산이 중요한 이유는, 최적서비스빈도를 알 수만 있다면 각 단계에서의 최적서비스빈도와 그 시점에서 적용되고 있는 서비스빈도간의 차이만큼 서비스빈도를 개선할 수 있다는 데 있다. 이는 각 서비스 개선단계에서 복수의 서비스빈도를 수정할 수 있다는 것을 의미하기 때문에 우리는 전체 해 도출과정에서 최단경로문제의 수행횟수를 크게 감소시킬 수 있다.

2)알고리즘 II

알고리즘은 각 서비스 개선단계마다 복수의 서비스빈도를 개선할 수 있어서 계산속도는 향상시킬 수 있으나 exhaustive알고리즘보다 상대적으로 해의 정확도가 떨어질 가능성이 존재한다. 따라서 우리는 적당한 계산소요시간에 받아들일 만한 정확도를 가져올 수 있는 또 다른 알고리즘을 개발하였다. exhaustive알고리즘과 알고리즘 I을 교대로 수행하는 알고리즘 II가 그것이다.

교대방법의 개발에서 문제의 특성을 고려하는 것이 필요하다. 우리문제의 해 도출과정은 두 가지 특징을 가지고 있다. 먼저 해도출과정의 마지막 단계에 도달하면 할수록 서비스용량제약을 만족하지 않는 서비스의 증가로 인해 각 단계별 계산시간은 점점 증가한다. 더욱이 네트워크의 규모가 커지면 커질수록 계산소요시간은 급증한다. 이 두 점을 고려해서 우리는 다음과 같이 exhaustive알고리즘 적용부분을 설정한다.

$$\begin{aligned} i_{exh} &= n_{int} && n_{exh} \text{가 정수인 경우} \\ &= n_{int} + 1 && n_{exh} \text{가 정수가 아닌 경우} \end{aligned} \quad (15)$$

여기서,

i_{exh} : exhaustive알고리즘에 의한 서비스개선 iteration수

$$n_{exh} = \beta(n_f \cdot r_s \cdot r_b)$$

n_f : 직전의 알고리즘 I에 의해 개선된 서비스빈도수

r_s : 기준네트워크의 총서비스링크수를 해결할 네트워크의 총서비스링크수로 나눈 비율

r_b : 직전의 알고리즘 I에 의해 개선되었을 때의 π 값을 초기 π 값으로 나눈 비율

β : 모델자에 의해 주어지는 조정값

n_{int} : n_{exh} 의 정수부분의 값

위 식에서 볼 수 있는 바와 같이 기준네트워크로서 적당한 규모의 네트워크를 모델자가 임의로 선택할 수 있다. r_s 는 해결할 네트워크의 규모가 크면 exhaustive알고리즘에 의한 부분을 줄이는 역할을 한다. 반면 r_b 는 해도출 후반부분에서 계산속도가 크게 떨어지면 exhaustive알고리즘에 의한 부분을 줄이는 역할을 한다. 해도출 마지막 단계에서 π 는 작은 값일 것이기 때문이다. β 는 모델자가 적당한 계산시간내에 해를 도출할 수 있도록 임의로 부여하는 투입계수이다.

2. 수송루트 결정절차

서비스집합이 사전에 결정되어 있다면 우리문제는 다음과 같은 하위문제로 나타낼 수 있다.

$$\text{Minimise } Z(X, T) = \sum_{m \in M} \sum_{k \in K(m)} c f_k^m X_k^m + \left(\sum_{l \in L} \sum_{p \in P} \sum_{f \in F(p|l)} c s_i^{pf} \overline{T_i^{pf}} \right) \quad (16)$$

$$\sum_{k \in K(m)} X_k^m = 1 \quad \forall m \in M \quad (17)$$

$$\sum_{m \in M} o^m \sum_{k \in K(m) | l \in A(k)} X_k^m \leq \sum_{p \in P} \sum_{f \in F(p|l)} \alpha_i^{pf} \overline{T_i^{pf}} \quad \forall l \in L \quad (18)$$

$$X_k^m \in \{0,1\} \quad \forall k \in K(m) \quad \forall m \in M \quad (19)$$

위의 하위문제는 물량의 수송루트를 결정하는 문제로 원문제에서 제약식 (5)와 (7)이 제외된 것이다. 목적함수에서 서비스관련비용은 고정된다. 제약식 (18)의 우변과 같이 서비스용량도 고정된다. 결과적으로 우리의 수송루트결정문제는 서비스용량제약을 가진 최단 경로(최단비용기준)문제가 된다.

물량의 수송루트를 결정하기 위해 먼저 서비스용량 제약식을 고려하지 않는 최단 경로문제를 해결한다. 그 경우 최단경로의 결정은 서비스감소시의 경우와 서비스 증가시의 경우로 구분되어 이루어진다.

1) 서비스 감소시 수송루트의 결정

서비스빈도가 주어진 상황에서 서비스링크 l 에서 발생하는 수송루트의 단위당비용 (비용/톤)은 다음과 같이 나타낼 수 있다.

$$cf_l^r = \left\{ \frac{cvt \cdot pl}{2f_l^r} \right\} + \left\{ ct \cdot ds_l + cvt \cdot th + co + \frac{cvt \cdot ds_l}{v} \right\} \quad (20)$$

여기서

cf_l^r : 실행가능최적빈도 f_l^r 가 주어진 상황에서 서비스링크 l 에서 발생하는 수송루트의 단위당비용(비용/톤)

$cf_l^r(t-1)$ 과 $cf_l^r(t)$ 을 각각 직전 iteration(t-1)과 현재 iteration(t)에서의 단위당 수송루트비용이라 하면, 빈도가 감소할 경우 다음의 부등식이 성립한다.

$$cf_l^r(t) > cf_l^r(t-1) \quad (21)$$

위의 부등식에 의해 빈도가 감소한다면 서비스링크 l 위에서의 단위당수송루트비용은 직전 iteration과 비교해 증가하게 된다. 따라서 서비스링크 l 을 이용하던 o-d물량은 다른 대안서비스로 전환될 가능성이 있는 반면, 이용하지 않던 o-d물량은 자신의 수송루트를 변경하지 않게 된다. 그러므로 서비스 감소의 경우, 우리는 빈도가 감소되는 서비스링크를 이용하는 물량에 한해서 최단경로를 찾게 되며 이는 계산시간을 절약하게 해준다.

2) 서비스 증가시 수송루트의 결정

서비스빈도가 증가한다면 다음이 성립된다.

$$cf_l^r(t) < cf_l^r(t-1) \quad (22)$$

위 부등식은 서비스빈도 증가의 경우 해당서비스를 이용하는 o-d물량의 단위당수송루트비용이 감소함을 나타낸다. 이는 앞서의 서비스빈도 증가 경우와 반대로 해당서비스를 이용하던 o-d물량은 기존수송루트를 유지하는 반면, 해당서비스를 이용하지 않던 o-d물량은 기존수송루트를 변경할 가능성이 존재한다. 그러나 이 경우 수송루트를 변경하는 o-d물량을 정확하게 예측하는 것은 매우 어렵다. 따라서 서비스 증가의 경우 해당서비스를 이용하는 o-d물량을 제외한 다른 모든 o-d물량의 수송루트를 다시 결정한다. 그러나 다행히도 서비스 증가는 다음과 같이 매우 엄격한 조건을 만족해야 하기 때문에 전체 해도출과정에서 서비스 증가의 경우는 매우 적을 것으로 판단한다.

$$\begin{aligned}
fa_i(t) &> fa_i(t-1) \text{ 그리고} \\
f_i^*(t-1) &\geq cfa_i(t) \text{ 그리고} \\
f_i^*(t-1) &\geq cfa_i(t-1) \text{ 그리고} \\
f_i^*(t) &\geq cfa_i(t)
\end{aligned} \tag{23}$$

여기서, $fa_i(t), fa_i(t-1)$: iteration t 와 $t-1$ 에서의 서비스링크 l 의 이용물량

$f_i^*(t), f_i^*(t-1)$: iteration t 와 $t-1$ 에서의 서비스링크 l 의 최적빈도

$cfa_i(t), cfa_i(t-1)$: iteration t 와 $t-1$ 에서의 서비스링크 l 가 이용물량의 처리에 필요한 최소빈도조건($cfa_i(t) = fa_i(t) / a_i$)

3) 서비스용량제약에 따른 수송루트 조정

서비스빈도가 수정되면 서비스수준과 비용의 변화로 o-d물량의 수송루트가 다른 수송루트로 전환하게 된다. 이 경우 물량이 서비스처리용량을 초과하는 경우가 발생할 수 있다. 만약 이용물량이 서비스용량을 초과할 경우 우리는 해당서비스링크에 페널티(θ)를 부과하여 용량제약조건을 만족시킨다. 페널티의 부과는 용량초과 서비스링크가 존재하지 않을 때까지 계속된다.

θ 는 다음의 식에 의해 계산된다.

$$\theta = \begin{cases} \frac{cvt \cdot pl}{2f_i(f_i - 1)}, & \text{if } f_i > 1 \\ \frac{cvt \cdot pl}{2}, & \text{if } f_i = 1 \end{cases} \tag{24}$$

위 부등식에서 $\theta(f_i > 1)$ 는 서비스빈도의 단위변동분(즉, 1회)에 따른 이용물량의 단위당 수송루트비용의 변동분을 의미한다. θ 는 서비스빈도의 수준이 높으면 높을 수록 점점 더 작은 값(0에 수렴)을 가진다. 서비스빈도의 수준이 높음에도 서비스용량초과가 발생한다면, 그 서비스링크는 높은 이용잠재력을 가졌음을 의미하고 아울러 비용변화에 대한 수송루트의 탄력성이 높음을 의미한다. 그러므로 이 경우 θ 에 낮은 값을 부과하는 것은 매우 합리적인 것으로 판단된다. 반면 서비스빈도의 수준이 낮다면 그 서비스는 낮은 이용잠재력과 이용물량의 낮은 비용탄력성을 가진다. 예를 들어 주 1회의 서비스를 제공하는 서비스링크의 경우 이용물량이 존재한다면 그 물량은 비용변화에 둔감할 것이기 때문이다. 그러므로 낮은 빈도의 서비스링크 경우 우리는 비교적 높은 페널티값을 부과한다. 결국 전체 해도출 과정에서 θ 는 0과 $\frac{cvt \cdot pl}{2}$ 사이의 탄력적인 값을 가진다.

IV. 적용 및 평가

1. 테스트문제 설정

새 알고리즘의 효율성을 비교평가하기 위해 우리는 유럽의 실제네트워크에 기초하여 규모에 따라 4개의 가상네트워크를 설정하였다. 문제1은 프랑스네트워크, 문제2는 독일네트워크, 문제3은 독일 및 인근지역네트워크, 그리고 문제4는 유럽네트워크이다.

<표 1> 테스트문제

	노드(터미널) 수	서비스링크 수	o-d물량(톤/주)
문제1	15	210	47,808
문제2	24	552	210,264
문제3	33	1,056	255,554
문제4	48	2,256	396,002

모든 알고리즘은 Borland사의 C++Builder를 이용해 프로그래밍되었으며, 테스트는 64M Ram을 가진 Pentium III 565 Mhz급 PC에서 이루어졌다.

2. 알고리즘의 평가

알고리즘의 평가는 네트워크에 두 형태 서비스가 제공된다고 상정한다. 즉, 네트워크에서는 600톤 용량 열차서비스(completed train service)와 300톤 용량 열차서비스(semi train service)가 허용된다. 복수형태의 서비스를 가정하는 이유는 hub-and-sopkes네트워크는 수송규모의 경계를 활용하는 네트워크 전략이므로 서비스용량은 매우 중요한 요소이기 때문이다.

예상대로 exhaustive알고리즘은 높은 정확도의 해를 도출했으나 매우 많은 계산시간이 요구된다. 특히 가장 큰 규모의 문제(문제4)의 경우 24시간내 해를 도출하는 데 실패하였다. 알고리즘 I은 계산효율성은 매우 높은 반면 exhaustive알고리즘에 비교하여 2%미만의 차이를 보였다. 알고리즘 I의 해의 정확도를 개선하기 위한 알고리즘 II는 적당한 계산시간(가장 큰 규모의 테스트네트워크 경우 3시간 미만 소요)에 해의 정확도도 매우 높음(exhaustive알고리즘에 의한 해에 비해 1%미만의 차이)을 확인시켜 주었다.

<표 2> 알고리즘별 적용결과

	해 차이*			계산시간(초)		
	exhaustive 알고리즘	알고리즘 I	알고리즘 II**	exhaustive 알고리즘	알고리즘 I	알고리즘 II
문제 1	0.0000	-0.0092	0.0014	38	1	24
문제 2	0.0000	0.0197	0.0057	1460	12	517
문제 3	0.0000	0.0177	-0.0064	8365	102	1658
문제 4	***	-	-	***	660	8958

* : 알고리즘 I에 의한 해 / exhaustive 알고리즘에 의한 해 - 1

** : $\beta=1.5$ 적용

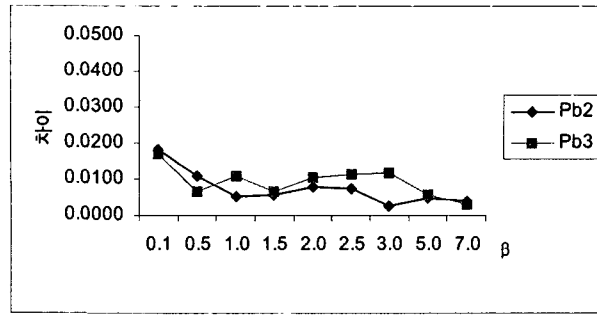
*** : 24시간 내에 해를 얻지 못한 경우

해도출과정에서 서비스빈도개선은 서비스감소의 경우가 절대적 비중을 차지하였으며, 앞서 예상한 대로 서비스감소의 경우는 매우 낮음(전체 iteration수의 0.5%)을 확인할 수 있었다.

<표 3>과 <그림 5>는 모델자가 임의로 주는 파라미터 β 에 따른 해의 변화를 나타낸 것이다. 테스트는 문제2와 문제3을 대상으로 했다. β 의 크기에 따른 전체적인 해는 개선 경향을 보이고 있으나 큰 개선효과는 없다. 해의 차도 가장 낮은 초기값($\beta=0.1$)을 제외하고 0.3%-1.2%내로 비교적 안정적이다. 반대로 β 의 크기에 따라 계산시간은 큰 차(최소값에 비해 16배)를 보이고 있다. 결과적으로 모델자는 초기최저값을 제외하고 적절한 계산시간을 고려하여 임의로 β 값을 주더라도 exhaustive알고리즘과 비교해 큰 차없이 해를 얻을 수 있을 것으로 판단된다.

<표 3> β 의 변화에 따른 알고리즘2의 성과치 변화

β	문제2		문제3	
	차	계산시간(초)	차	계산시간(초)
0.1	0.0182	65	0.0168	261
0.5	0.0108	215	0.0067	666
1.0	0.0052	357	0.0107	1140
1.5	0.0057	517	0.0064	1658
2.0	0.0077	643	0.0105	1853
2.5	0.0074	742	0.0111	2276
3.0	0.0025	786	0.0116	2832
5.0	0.0047	908	0.0057	3915
7.0	0.0038	987	0.0029	4227



<그림 5> β의 변화에 따른 알고리즘2의 성과치 변화

우리는 알고리즘II를 이용하여 실제유럽의 네트워크를 반영하는 문제4에 대해 물량의 할당된 구조를 파악하였다. <표 4>에서 보는 바와 같이, 우리가 네트워크를 hub-and-spokes구조로 가정하지 않았음에도 불구하고 8개의 주요 터미널로 환적통과물량이 집중(전체환적통과물량의 66%)함을 알 수 있다. 더욱이 함부르크를 제외한 7개 터미널의 환적통과물량은 50%를 넘어서고 있어 잠재적 허브입지로 제안할 수 있다. 특히 칼스휴(Karlsruhe)는 매우 높은 처리물동량(5만톤/주)과 환적율(82%)로 가장 높은 잠재 입지로 평가된다. 프랑스 경우 파리와 메츠는 실제로 철도-공로복합운송업체에 의해 허브로 운영되고 있다.

<표 4> 제안된 허브의 잠재적 입지

단위: 톤/주

존 번호	도착물량	통과물량	통과율(%)	존 번호	도착물량	통과물량	통과율(%)
Antwerpen	5253	0	0.0	Sachsen	9014	155	1.7
Kobenhavn	6821	2653	38.9	Neumunster	6500	0	0.0
Stuttgart	14580	845	5.8	Paris	26185	13629	52.1
Karlsruhe	62018	50823	82.0	Reims	3959	1455	36.8
Freiburg	11769	4134	35.1	Le Havre	4459	0	0.0
Tübingen	1473	0	0.0	Montlouis	6411	4544	70.9
Munchen	51264	24354	47.5	Lille	7080	850	12.0
Niederbayern	5512	837	15.2	Metz	12654	7622	60.2
Oberpfalz	14583	5602	38.4	Strasbourg	5911	2556	43.2
Nurnberg	30471	22658	74.4	Poitiers	1380	0	0.0
Schwaben	11939	5133	43.0	Bordeaux	2858	220	7.7
Berlin	23710	14902	62.9	Lyon	20180	12232	60.6
Bremen	40082	7812	19.5	Montpellier	1609	567	35.2
Hamburg	88459	34574	39.1	Marseille	9699	1984	20.5
Frankfurt	25803	13485	52.3	Milano	14419	6960	48.3
Braunschweig	8642	111	1.3	Verona	5916	1050	17.8
Hannover	7522	2553	33.9	Parma	2254	0	0.0
Oldenburg	3803	0	0.0	Rotterdam	4620	0	0.0
Düsseldorf	52300	29927	57.2	Oberösterreich	17907	3051	17.0
Köln	19642	7352	37.4	Steiermark	3197	0	0.0
Münster	1994	0	0.0	Norra Mellansverige	403	0	0.0
Dortmund	29997	12706	42.4	Basel	3202	0	0.0
Koblenz	1112	541	48.7	Varsovie	1228	0	0.0
Saarland	3004	589	19.6	Praha	1802	132	7.3
계					694600	298598	43.0

대부분의 Hub입지모델은 수송규모의 경제를 반영하기 위해 허브간 서비스링크와 허브-일반터미널간 서비스링크에 비용할인을 적용한다. 본 연구에서도 모델의 적용결과 허브간 서비스에서 높은 물량(5840톤/주)이 할당되어 수송규모의 경제가 존재함을 확인할 수 있었다(허브-일반터미널간: 3502톤/주, 일반터미널간: 1869톤/주). 당연히 이용 열차서비스형태에 있어서도 허브간 서비스에는 completed train이 주로 이용(completed train 90%, semi train 10%)되는 반면 허브-일반터미널간 서비스 및 일반터미널간 서비스에는 주로 semi train이 이용(73%, 84%)되었다. o-d물량의 수송형태는 직송이 45%로 가장 많고, 이어 1-스톱서비스 38%, 2-스톱서비스 13%, 3-스톱이상 서비스 4%로 나타났다. 따라서 연계터미널을 거쳐 수송될 경우 대부분 2회 이하로 터미널을 경유하고 있음을 알 수 있다.

V. 결론

본 논문은 철도화물운송을 위한 hub-and-spokes서비스네트워크디자인 모델을 개발하였다. 우리는 문제를 효과적으로 풀기 위해 전체문제를 binary 정수선형문제로 설정하였다. 이를 통해 우리는 전체문제를 두 하위절차로 분할하여 각각을 휴리스틱해절차를 통해 계산할 수 있었다. 개발된 알고리즘은 대규모 네트워크를 효율적으로 해결하였다. 또한 허브네트워크의 다양한 구조를 구현하고 평가할 수 있었다. 더욱이 일반적인 서비스네트워크디자인모델로서 허브입지를 제안할 수 있었다.

이러한 기여에도 불구하고 앞으로 본 논문은 몇 가지 추가적 연구가 필요하다. 먼저 우리모델이 전략적인 모델인 관계로 향후 철도선로의 용량, 터미널의 용량등 인프라와 관련된 제약조건이 고려되어야 할 것이다. 두 번 째로 허브서비스는 직송에 비해 우회할 경우 서비스 질의 저하가 야기 때문에 이를 보완하기 위한 서비스수준과 관련된 제약조건이 고려되어야 할 것이다.

참고문헌

1. ASSAD, A.A. (1980) Modelling of rail networks : toward a routing/makeup model, *Transportation Research-B*, vol.14B, pp.101-114.
2. AYKIN, T. (1995) Networking policies for hub-and-spokes system with application to the air transportation system, *Transportation Science*, vol.29, No.3, pp.202-221.
3. BODIN, L.D. and GOLDEN, B.L. and SCHUSTER, A.D., et al. (1980) A model for the blocking of trains, *Transportation Research-B*, vol.14B, pp.115-120.
4. CAMPBELL, J.F. (1996) Hub location and the p-hub median problem, *Operations Research*, vol.44, pp.923-935.
5. CRAINIC, T.G, FERLAND, J.A. and ROUSSEAU, J.M. (1984) A tactical planning model for rail freight transportation, *Transportation Science*, vol.18, No.2, pp.165-184.
6. CRAINIC, T.G and ROUSSEAU, J.M. (1986) Multicommodity, multimode freight transportation : a general modeling and algorithmic framework for the service

- network design problem, *Transportation Research-B*, vol.20B, No.3, pp.225-242.
7. DAGANZO, C.F. (1986) Static blocking at railyards : sorting implications and tracking requirements , *Transportation Science*, vol.20, pp.189-199.
 8. HAGHANI, A.E. (1989) Formulation and solution of a combined train routing and makeup, and empty car distribution model , *Transportation Research-B*, vol.23B, No.6, pp.433-452.
 9. I.Q (2000) *SIMI*Q, deliverable 6, 67p.
 10. JAILLET, P., SONG, G., and YU, G. (1983) Airline network design and hub location problems, *Location Science*, vol.4, No. 3, pp.195-212.
 11. KEATON, M.H. (1989) Designing optimal railroad operating plans : Lagrangian relaxation and heuristic approaches, *Transportation Research-B*, vol.23B, No.6, pp.415-431.
 12. KEATON, M.H. (1992) Designing railroad operating plans : a dual adjustment method for implementing Lagrangian relaxation, *Transportation Science*, vol.26, No.4, pp.263-279.
 13. MAGNANTI, T.L. and WONG, R.T. (1984) Network design and transportation planning : model and algorithms, *Transportation Science*, vol.18,, pp.1-55.
 14. MARÍN, A. and SALMERÓN, J. (1996a) Tactical design of rail freight networks. Part I : Exact and heuristic methods , *European Journal of Operational Research*, vol.90, pp.26-44.
 15. MARÍN, A. and SALMERÓN, J. (1996b) Tactical design of rail freight networks. Part II : Local search methods with statistical analysis , *European Journal of Operational Research*, vol.94, pp.43-53.
 16. OKELLY, M.E. (1986) The location of interacting hub facilities, *Transportation Science*, vol.20, No.3, pp.92-106.
 17. OKELLY, M.E. (1987) A quadratic integer program for the location of interacting hub facilities, *European Journal of Operational Research*, vol.32, pp.393-404.
 18. OKELLY, M.E., SKORIN-KAPOV, D., and SKORIN-KAPOV, J (1995) Lower bounds for the hub location problem, *Management Science*, vol.41, No.4, pp.713-721.
 19. OKELLY, M.E. and BRYAN D.L. (1998) Hub location with flow economies of scale, *Transportation Research-B*, vol.32, No.8, pp.605-616.
 20. PIRCUL, H. and SCHILLING, D.A. (1998) An efficient procedure for designing single allocation hub and spokes systems, *Management Science*, vol.44, No.12 pp.S235-S242.
 21. SKORIN-KAPOV, D. and SKORIN-KAPOV, J. (1994) On tabu search for the location of interacting hub facilities , *European Journal of Operational Research*, vol.73, pp.501-508.
 22. SKORIN-KAPOV, D., SKORIN-KAPOV, J., and OKELLY, M. (1996) Tight linear programming relaxations of uncapacited p-hub median problems , *European Journal of Operational Research*, vol.94, pp.582-593.