복합운송을 고려한 최적수송계획 알고리즘

조재형[a], 최형림[b], 김현수[c], 박남규[d]

[a] *부산외국어대학교 국제통상지역원*
Tel: +82-51-640-3473, Fax: +82-51-640-3466, E-mail:chojh@pufs.ac.kr

[b] *동아대학교 경영대학 경영정보과학부*
Tel: +82-51-200-7477, E-mail: hrchoi@dau.ac.kr

[c] *동아대학교 경영대학 경영정보과학부*
Tel: +82-51-200-7478, Fax: +82-51-200-7481, E-mail:hskim@dau.ac.kr

[d] *동명정보대학교 사회과학대학 유통경영학과*
Tel: +82-51-610-8481, Fax: +82-51-610-8499, E-mail: nkpark@tit.ac.kr

Abstract

3자물류 시장의 급부상, 운송업계의 경쟁가열화, 운송경로의 다양화 및 글로벌화가 추구되면서 복합운송을 고려한 수송계획의 효율화가 필요한 실정이다. 본 연구에서는 국제물류에서 이루어지고 있는 복합운송을 고려한 최적수송계획 알고리즘을 제안하고자 한다. 화물과 경유지의 고려는 운송수단에 따라 동적으로 변화하는 NP-hard문제로써 가지치기 알고리즘(pruning algorithm)을 이용하여 문제를 단순화시키고, 운송수단을 제약조건으로 한 휴리스틱 최단경로 알고리즘을 제안하였다. 이를 부산항에서 로테르담항까지 실제로 사용되는 경로문제에 적용해 봄으로써 본 알고리즘의 효율성을 검증하였다.

Keywords:

복합운송, 최단경로 알고리즘, 최속경로 알고리즘, 최적수송계획

1. 서론

복합운송이란 물품이 어느 한 국가의 지점에서 수탁하여 다른 국가의 인도지점까지 적어도 두 가지 이상의 운송방식에 의하여 이루어지는 물품 운송으로 일반적 운송은 주로 한 가지 운송방식에 다수의 운송인이 참여하지만 복합운송은 두 가지 이상의 운송방식을 이용한다. 이러한 복합운송은 현재 3 자 물류(3PL:Third Party Logistics)업체를 중심으로 이루어지고 있다. 3 자 물류업체가 되기 위해서는 NPS(Network Planning System), NOS(Network Optimization System), DSS(Decision Support System), 화물트래킹 시스템, 빌링 시스템 등이 필요하나, 국내 3 자물류 업체의 업무처리에서는 체계적인 시스템의 부재로 인해 충분하고 객관적인 정보가 제공되지 않고 있으며, 관례나 관습적 관계에 의해 비효율적으로 운송업체가 선정되고 있어 물류비 상승의 원인이 되고 있다. 국내의 3 자물류 업체 담당자와 인터뷰를 실시한 결과, 현재의 수송망 계획은 담당자의 경험에 의한 수작업으로 진행되고 있어 거래 기업의 물량이 늘어날수록, 수작업에 의한 작업은 한계를 보이고 있다.

이러한 문제점을 해결하기 위해서는 3 자 물류에서 수송모드, 라우팅, 할당, 스케줄링을 통합적으로 고려하여 사용자가 원하는 목적에 따라 시스템과 상호작용하면서 최적의 국외 수송망 설계를 지원하는 시스템이 필요하며, 이를 위해 본 연구에서는 복합운송을 고려한 최적수송계획 알고리즘을 제안하였다.

복합운송의 고려는 화물 적재량, 운송시간, 운송경로, 운송경비 등이 서로 상이한 2 가지 이상의 운송수단을 고려해야 하므로, 단일운송의 문제와는 상이하고, 많은 제약조건을 포함하고 있다.

본 알고리즘을 개발하기 위해 먼저 복잡하게 발생되는 라우팅 경로를 최대한 단순화 시키는 방법으로 가지치기 알고리즘을 제안하였으며, 또한 도출된 라우팅 경로에서 최적 수송계획을 도출해 주는 알고리즘으로는 최단경로 알고리즘을 변형하여 복합운송수단을 제약조건으로 한 휴리스틱 최단경로 알고리즘(Heuristic Algorithm for Carrier Constraint Shortest Path Problem)을 제시하였다.

본 알고리즘을 실제 부산항에서 로테르담항까지 이루어지는 운송경로에 적용해 봄으로써 기존의 방법론보다 더욱 효율적으로 수행될 수 있음을 증명하였다.

2. 최단 · 최속 경로 알고리즘

2.1 최단경로와 최속경로 알고리즘

최단경로문제(Shortest Path Problem)는 네트워크가 주어졌을 때, 임의의 시작점과 도착점 사이의 거리, 시간 또는 비용이 최소가 되는 경로를 구하는 경로선택문제이다. 지금까지 최단경로문제는 시작점부터 특정 노드와 중간의 경유지를 거쳐 도착점까지의 최소비용 혹은 최단거리의 수송계획을 구할 때 이용되어졌다. 대표적인 최단경로문제 알고리즘은 다익스타라 알고리즘(Dijkstra algorithm)으로 지금까지 널리 응용·활용되고 있다.

다음으로 최속경로문제(Quickest Path Problem)는 최단경로문제의 변형으로 각 노드간의 리드타임과 용량 및 전송량이 주어졌을 때 시작점에서 도착점까지의 총 전송시간을 최소로 하는 경로를 찾는 것으로, Moore에 의해 제안되어 Chen과 Chin에 의해 구체적인 알고리즘이 확정되었다[1,4].

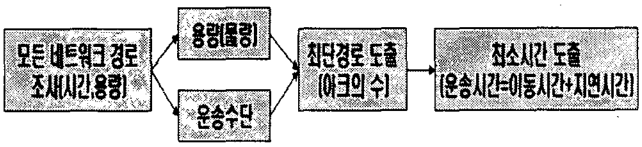

그림 1 – 최속경로문제

최속경로문제가 최단경로문제와 가장 다른점은 바로 물량을 고려한다는 것이다. 이는 본 문제에서 다루고 있는 복합운송 고려 시에 가장 중요한 제약조건으로, 운송수단마다 상이한 적재용량이 정해져 있기 때문이다.

최단경로문제의 경우 출발지에서 도착지까지 가장 빠른 경로가 도출될 때, 하나의 노드에서 다음 노드까지의 세부경로 또한 가장 빠른 경로가 되어진다. 이는 최단경로 알고리즘은 하나의 노드에서 다음 노드까지 가장 빠른 경로만을 계속해서 고려함으로써, 전체경로 또한 최속을 달성하기 때문이다. 그러나 최속경로 알고리즘은 비록 세부경로가 빠르지 않더라도, 전체 경로관점에서 가장 빠른 최속경로가 도출될 수 있음을 보여주고 있다[6].

이러한 두가지 알고리즘의 차이점은 결국 운송물량의 고려에 있으며, 최단경로라 할지라도 운송수단의 적재물량이 적으면 화물을 모두 보내는데 소요되는 시간이 다른 경로보다 클 수 있고, 반대로 물량이 매우 큰 운송수단이라 할지라도 경로의 운송시간이 매우 크면 화물의 총 전송시간이 다른 경로보다 더욱 커질 수 있기 때문이다. 그러므로 복합운송을 고려하기 위해서는 운송물량을 반드시 고려하여야 하며, 실제 복합운송을 고려한 경로상의 운송가능물량에 대한 제약조건이 중요해 진다.

2.2 제약조건을 고려한 최단경로 알고리즘

제약조건을 고려한 최단경로 문제(Constrained Shortest Path Problem)는 최단경로문제를 확장한 것으로 NP-hard 문제로 알려져 있다. Martins(1984)는 시간과 비용간의 상관관계(trade-off)를 고려하여 다수의 파레토 최적해 경로를 도출하였으며, 조합 최적화 문제로 해결하였다. 그러나 두가지의 목적함수를 고려하는 것은 계산시간이 오래 걸리고, 모든 파레토 최적해를 탐색하는 것은 불가능함을 증명하였다.

그러므로 하나의 목적함수를 두고, 나머지 고려사항을 제약조건으로 두는 최단경로문제의 응용이 활발히 진행되었다. 이러한 연구는 WCSPP(Weighted Constrained Shortest Path Problem)로 알려져 있으며, WCSPP 선형 프로그램 알고리즘(Linear Program Formulation)의 목적함수, 제약조건 그리고 변수에 대한 정의는 다음과 같다[2,5].

$$\min \sum_{a\in A} c_a x_a \quad ....(1)$$

$$\text{such that} \quad \sum_{a\in\delta^+(i)} x_a - \sum_{a\in\delta^-(i)} x_a = \begin{cases} 1, \text{if } i = s \\ -1, \text{if } i = t \\ 0, \text{if } i \in V \setminus \{s,t\} \end{cases} \quad \forall i \in V$$

$$\sum_{a\in A} w_a x_a \le W$$

$$x_a \in \{0,1\} \quad \forall a \in A$$

c_a : 아크 a에서의 운송비용

$\delta^+(i)$: 노드 i를 떠나는 아크의 집합

$\delta^-(i)$: 노드 i로 들어오는 아크의 집합

w_a : 아크 a에서의 가중치

W : 전체 가중치

s : 출발지 노드

t : 도착지 노드

V : 전체 그래프에서 노드 집합

3. 최적수송계획 알고리즘

3.1 복합운송 수송망 계획 문제

복합운송 수송망 계획에서는 크게 2가지의 고려사항이 존재한다. 하나는 화물의 정보이며, 또 하나는 운송수단의 고려이다. 화물의 정보 중에 크게 중요한 항목은 화물종류, 화물물량, 도착지와 도착일이 된다. 또한 운송수단 정보는 운송수단 종류, 최대 적재량, 경유지에 대한 스케줄링이 된다. 기존의 수송망 계획시스템이나 연구에서는 단일운송수단만을 고려하고 있으므로, 화물의 물량을 어떻게 배분할 것인가에 중점을 두었다. 그러나 2가지 이상의 운송수단을 고려하게 되면, 각각의 운송수단이 가지고 있는 최대적재량, 스케줄링이 상이하고 이에 따라 운송시간과 운송비용 또한 달라진다. 또한 어느 운송수단을 이용할 것인지를 결정하기 위해서는 먼저 화물의 정보가 고려되어야 한다. 그러므로 화물과 운송수단의 정보는 복합운송 수송망 계획에서 반드시 함께 고려되어야 한다. 이러한 두가지 고려요소에 대한 관계를 <그림2>에서 표현하였다.

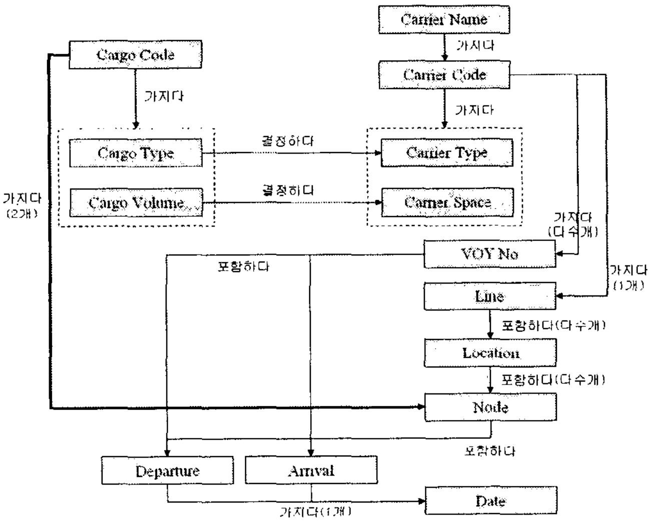

그림 2 - 화물과 운송수단의 상관관계

본 문제에서는 하나의 화물단위가 분리될 수 없고, 반드시 모든 운송수단에 적재되는 경우만을 고려하였다. 만약 하나의 화물단위를 적재할 수 없는 운송수단이 있을 경우, 라우트 생성 시 해당 운송수단의 아크(arc)는 모두 제거된다. 또한 운송수단의 종류는 선박, 항공기, 기차를 고려하여 각 운송수단의 도착지인 항구, 공항, 역이 노드(node)가 된다. 다른 운송수단간의 환적이 발생하는 단위는 지역(location)에서 이루어지며, 하나의 지역에서는 다수의 노드가 존재할 수 있고 같은 지역에서 이루어지는 환적은 1번만 발생한다. 타 운송수단으로 환적이 이루어질 경우 육상육송만을 고려하며 육상운송에서 이루어지는 비용과 시간은 거리에 따라 비례하도록 제한한다. 이러한 복합운송 시의 제약조건에 따른 라우트 구성요소 정의는 <그림3>과 같다.

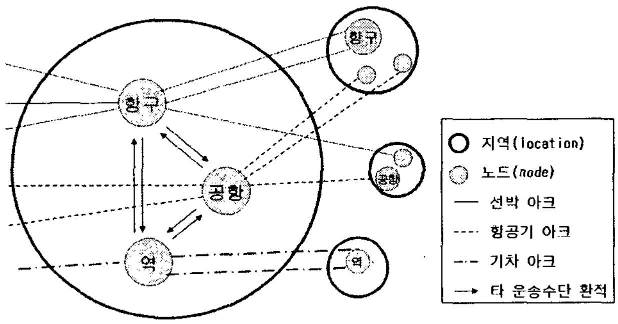

그림 3 - 복합운송에서 라우트 구성요소의 정의

<그림4>와 같이 일반적으로 선박을 이용할 경우에는 화물의 물량이 크고, 도착기간이 여유가 있으며 저비용일 때 고려될 것이며, 항공기의 경우는 고비용을 지불하더라도, 화물이 고가이거나 도착기간이 여유가 없는 경우에 활용될 것이다. 그러나 복합운송을 이용하여 선박 또는 항공기를 이용하는 단일운송보다 비용이나 시간이 절약되거나 두가지 모두 단일운송보다 절약될 수 있는 복합운송이 존재한다면 본 알고리즘의 활용도는 높을 것이다. 또한 <그림4>에서 항공기로 운송함으로써 도착지인 공항에서부터 화물 최종 인수지역까지 육상운송을 하는데 추가적인 시간 또는 비용이 크게 소요되어, 오히려 선박으로 운송하는 것이 더욱 효율적일 수 있다. 그러므로 화물의 최종 인수지역이 운송수단의 도착지인 공항, 항구, 역 중에서 비용, 시간이 더욱 유리한 지점에 도착할 수 있도록 수송망 계획 시에 고려한다면, 단일 운송수단만을 고려함으로써 발생하는 비효율성을 줄일 수 있을 것이다.

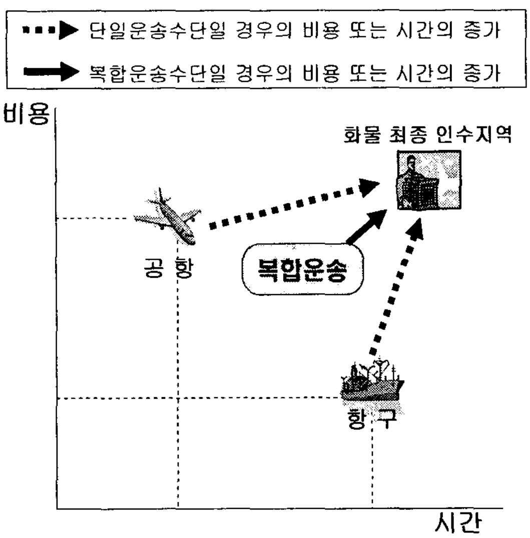

그림 4 - 복합운송의 필요성

3.2 가지치기(Pruning) 알고리즘

화물의 도착지와 도착일을 만족하는 선박, 항공기, 기차의 스케줄링은 무수히 존재할 수 있다. 또한 복합운송의 경우, 화물의 도착지가 운송수단의 스케줄링에 포함되지 않았다 하더라도, 최종 도착지를 만족하는 운송수단의 중간 경유지가 스케줄링에 포함된 운송수단이라면 이또한 모두 고려되어야 한다. 즉, 최종 도착지에 도착하는 다수의 운송수단이 존재할 경우, 중간 경유지에서 환적이 이루어지므로, 최종 운송수단의 중간 경유지를 스케줄링으로 가지고 있는 운송수단도 고려의 대상이 된다. 그러므로 무수한 복합운송의 경로 중에서 최적의 운송경로를 찾는 알고리즘의 성능과 효율성을 높여주기 위해서는 사전에 검색 공간을 최대한 줄여주는 것이 효과적일 것이다. 이를 위해 본 연구에서는 가지치기 알고리즘을 제안한다. 만약 하나의 노드(n)에 l과 k라는 두가지 아크가 존재할 경우, 각 아크가 가지는 운송비용(C)과 운송소요시간(T)은 (C_n^k , T_n^k)와 (C_n^l, T_n^l)처럼 하나의 쌍으로 구성된다. 이때 하나의 아크에 의해서 다른 아크가 지배적 관계(dominate-relation)에 있을 경우 가지치기 알고리즘에 의해 제거된다. 가지치기 규칙은 다음과 같다.

• 가지치기 규칙 (1) : 하나의 노드에서 비용과 소요시간이 모두 높은 아크는 제거된다.

$C_n^l > C_n^k$ 와 $T_n^l > T_n^k$ 일때, (C_n^k , T_n^k)에 의해 (C_n^l, T_n^l)는 제거된다.

• 가지치기 규칙 (2) : 하나의 노드에서 비용은 동일하나 소요시간이 높은 아크는 제거된다. 또는 소요시간은 동일하나 비용이 높은 아크는 제거된다.

$C_n^l = C_n^k$ 이고 $T_n^l > T_n^k$ 이거나, $T_n^l = T_n^k$ 이고 $C_n^l > C_n^k$ 일때, (C_n^k, T_n^k)에 의해 (C_n^l, T_n^l)는 제거된다.

• 가지치기 규칙 (3) : 하나의 노드에서 가장 늦은 출발일보다 도착일이 더 늦은 아크는 제거된다.

하나의 노드에서 출발하는 아크(δ^+)와 도착하는 아크(δ^-)가 있을 때, 출발하는 아크의 출발시간을 $S_n^{\delta^+}$ 이라 하고, 도착하는 아크의 도착시간을 $A_n^{\delta^-}$ 이라고 하면, $S_n^{\delta^+}$ 의 최대값보다 큰 $A_n^{\delta^-}$ 의 아크는 모두 제거된다.

$\max(S_n^{\delta^+}) < (A_n^{\delta^-})$

가지치기 알고리즘 (3)의 경우는 복합운송의 특징을 고려한 것으로 환적이 발생하는 경우에 고려된다. 가지치기 알고리즘 (1)과 (2)는 다음절에서 소개할 WCSPP 알고리즘에서도 적용된다.

3.3 운송수단 제약을 가진 휴리스틱 최단경로 알고리즘(Heuristic Algorithm for Carrier Constraint Shortest Path Problem)

복합운송 문제에서는 시간과 비용의 최소화를 달성하는 것이 목적이다. 먼저 단일운송수단에서 시간과 비용의 최소화를 달성하는 목적함수를 표현하면 다음과 같이 간단히 정의할 수 있다.

$$\min \quad z_1(p) = \sum_{(i,j)\in p} h_{ij} + \partial / lt_s^a + \partial / ut_t^a \;....(2)$$

$$\min \quad z_2(p) = \sum_{(i,j)\in p} c_{ij} + \partial / lc_s^a + \partial / uc_t^a \;....(3)$$

$$s.t. \quad p \in P$$

h_{ij} : 노드 i에서 j까지의 운송시간
c_{ij} : 노드 i에서 j까지의 운송비용
lt_s^a : 출발지 노드에서 아크 a의 선적시간
ut_t^a : 도착지 노드에서 아크 a의 하적시간
lc_s^a : 출발지 노드에서 아크 a의 선적비용
uc_t^a : 도착지 노드에서 아크 a의 하적비용
∂ : 화물의 물량
p: 하나의 노드에서 다음 노드까지의 경로
P: 출발지에서 도착지까지의 경로

(식2)는 단일운송수단에서 노드 i에서 j까지의 총 운송시간 최소화를 나타낸 것이며, (식3)은 총 운송비용의 최소화를 표현한 목적함수이다. 또한 단일운송수단의 경우, 출발지와 도착지에서 각각 한번의 선적과 하적이 발생하므로, 이에 따른 선하적 시간과 비용을 고려하였다. 이 두가지의 목적함수가 독립적으로 고려될 경우, 얻어지는 목적함수의 집합은 다음과 같다.

$$\text{I} = (z_1(p), z_2(p))$$

그러나 앞서 제기한 바와같이 두가지의 목적함수를 함께 고려할 경우, 각각의 목적함수는

상충되므로, 모두를 만족하는 최적경로를 도출할 수는 없다. 즉, 두 목적함수의 상관관계를 어떻게 고려할 것인지가 중요하다.

우선적으로 복합운송을 고려한 WCSPP 알고리즘의 목적함수는 다음과 같이 정의할 수 있다. (식4)와 같이 최소시간을 목적함수로 둘 경우, 하나의 노드에서 다음 노드까지의 이동시간뿐 아니라, 출발지에서의 선적시간, 도착지에서의 하적시간, 중간 경유지에서의 환적시간(선 · 하적)까지 고려하였으며, (식5)의 최소비용 목적함수도 아크에서의 이동 비용과 노드지점에서의 선 · 하적 비용까지 고려하였다. 또한 선·하적에 소요되는 시간과 비용은 물량에 비례하므로 화물의 물량을 포함시켰다. 그러므로 (식1)의 WCSPP알고리즘을 본 문제에 맞춰 변형하면 목적함수와 제약조건, 그리고 변수 정의는 다음과 같이 이루어진다.

$$\min \sum_{a\in A}(c_a x_a + \partial / lc_n^a + \partial / uc_n^a) \quad ....(4)$$

$$\text{s.t.} \ \sum_{a\in A} w_a x_a \le W_h$$

$$x_a \in \{0,1\} \ \forall a \in A$$

$$\min \sum_{a\in A}(h_a x_a + \partial / lt_n^a + \partial / ut_n^a) \quad ....(5)$$

$$\text{s.t.} \ \sum_{a\in A} w_a x_a \le W_c$$

$$x_a \in \{0,1\} \ \forall a \in A$$

c_a : 아크 a에서의 운송비용
h_a : 아크 a에서의 운송시간
∂ : 화물의 물량
lc_n^a : 하나의 노드에서 아크 a의 선적비용
uc_n^a : 하나의 노드에서 아크 a의 하적비용
lt_n^a : 하나의 노드에서 아크 a의 선적시간
ut_n^a : 하나의 노드에서 아크 a의 하적시간
W_h: 시간 제약조건
W_c: 비용 제약조건

(식4)와 (식5)의 제약조건은 동일하나, 비용의 최소화를 달성하는 (식4)에서 제약조건 W_h 는 시간이 되고, 시간의 최소화를 달성하는 (식5)에서 제약조건 W_c는 비용이 된다.

(식4)와 (식5)의 제약조건 W를 본 연구에서는 다음과 같이 고려하였다. 우선적으로 단일운송수단에서 비용과 시간의 목적함수를 각각 독립적으로 계산하여, <그림5>와 같이 Z_1점과 Z_2점을 표시한 뒤, 두 점이 교차하는 Z_3를 두 목적함수를 함께 고려했을 때 얻을 수 있는 최적해로 보았다. 그러나 이때 Z_3는 실행 불가능한 해(infeasible solution)가 된다. 그러므로 <그림5>와 같이 세개의 점을 연결하는 영역(음영부분)을 유효영역(effective area)으로 정의하고, 본 알고리즘의 해가 유효영역에 존재한다면 실행가능한 해(feasible solution)로 보았다. 그리고 유효영역의 T_1에서 T_2를 유효시간범위(effective time range)로 정의하여 최소비용 목적함수의 제약조건 범위로 결정하였으며, 최소시간 목적함수를 구할 때는 C_1과 C_2사이를 유효비용범위(effective cost range)로 두어 제약조건의 범위로 결정하였다.

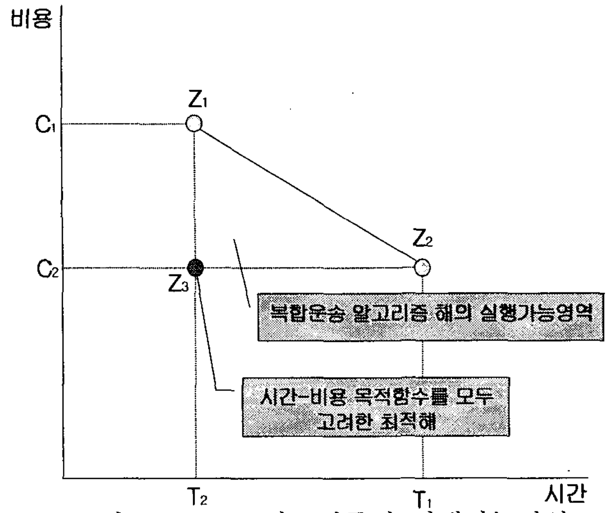

그림 5 – WCSPP 알고리즘의 실행가능영역

3.4 WCSPP를 위한 해결 방법론

앞절에서 제시한 목적함수 <식4>와 <식5>를 해결하기 위한 방법론으로 동적 프로그래밍(dynamic programming;DP) 방법론 중 하나인 Label Setting 알고리즘을 적용하였다. 본 절에서는 Label Setting 알고리즘에 대해 간단히 소개하고 다음장에서 실제 복합운송 문제에 적용하도록 하겠다.

Descrochers 등(1998)에 의해 개발된 Label Setting 알고리즘은 각 노드에 레이블을 붙여나가는 방식으로 각 레이블은 (가중치, 비용)의 쌍으로 구성된다. 레이블 (W_i^q , C_i^q)에서 W_i^q 는 노드 i에서 q번째 가중치이며, C_i^q 는 노드 i에서 q번째 비용을 말한다. w_{ij}와 c_{ij}는 각각 노드 i에서 j까지의 가중치와 비용이 된다. Label Setting 알고리즘은 다음과 같이 진행된다.

Step 0: 초기화
집합 $Label_s=\{(0,0)\}$, 집합 $Label_i=\Phi$, $i\in V\setminus\{s\}$

Step 1: Label의 선택 확장.
만약 모든 Label이 표시되면 종료; 모든 효율적 Label이 생성;
그렇지 않으면, $Label_i$에서 표시되지 않은 Label이 있고, W_i^q 이 최소화이면 q는 가중치값이 포함된 경로로 표시

Step 2: Label (W_i^q, C_i^q)의 확장.
모든 $(i,j)\in\delta^+(i)$ 이고 $W_i^q+w_{ij}\le W$ 일때,
만약 $(W_i^q+w_{ij}, C_i^q+c_{ij})$가 노드 j에 존재하는 (W_j^q, C_j^q)에 의해서 지배되지 않으며, $Label_j=Label_j\cup\{(W_i^q+w_{ij}, C_i^q+c_{ij})\}$이 된다.
Label (W_i^q, C_i^q)를 표시.
Step 1로 이동.

4. 실험

4.1 문제정의

부산(한국)을 출발지로 하여 로테르담(네덜란드)까지 도착하는 경로는 아시아-유럽간의 대표적인 수출입 운송경로이다. 현재 두 지역간에서 이루어지고 있는 대표적인 복합운송 경로는 <표1>과 같이 요약할 수 있다.

표 1-부산-로테르담간의 주요 복합운송 경로

운송수단	복합운송 경로명
선박+철도	-TSR(Trans Siberian Railway) -TCR(Trans China Railway) -TMR((Trans Manchuria Railway) -TMGR(Trans Mongolia Railway) -흑해 -ALB(Siberian Land Bridge) -CLB(Canadian Land Bridge)
선박+항공기	-부산항(선)→오클랜드(비)→로테르담 항공 -부산항(선)→LA(비)→로테르담 항공 -부산항(선)→벤쿠버(비)→로테르담 항공

<표1>의 복합운송 주요경로를 제외하고 해상운송만을 고려할 경우 극동 동남아항로와 구주항로를 연결하는 항로가 주로 이용되고 있으며 본 경로에서 하역이 가능한 중간 경유지만 40개에 달한다. 결국 부산-로테르담간에 조합할 수 있는 복합운송 경로는 적게는 수십 개에서 많게는 수백 개에 달할 수 있다. 그러므로 본 실험데이터는 <표1>의 주요 복합운송 경로만을 고려하였으며, 이를 바탕으로 가능한 운송경로를 도출한 결과, 총 54개의 경로가 도출되었다. 실제 부산에서 로테르담까지의 경로는 이보다 더 많이 도출될 것이나, 현재 본 연구에서 보유하고 있는 각 운송사의 스케줄링 정보만을 가지고 검색한 결과이다. 또한 도출된 54개의 경로를 본 가지치기 알고리즘에 적용한 결과 다시 32개로 줄었는데, 이는 가지치기 알고리즘에 의해 제거된 경로의 대부분이 너무 잦은 환적으로 인해 선하적 비용과 시간이 상대적으로 증가되었기 때문이다. 실제 현업에서 이루어지고 있는 복합운송 계획 시에 4회 이상의 환적이 발생하는 경우는 거의 없으므로, 본 실험에서도 환적횟수를 조정할 필요가 있었다. 그러므로 본 실험에서는 단일운송수단과 환적횟수가 2회, 3회, 4회가 발생하는 복합운송수단의 경로만을 실험의 대상으로 포함하였다.

4.2 최적경로 실험 결과 및 분석

<그림6>은 WCSPP의 Label Setting 알고리즘을 적용하여 단일운송수단의 유효영역에 포함된 해를 시간-비용 좌표에 표시한 것이다. 좌표상에 표시된 수치는 {시간(H_i^q), 비용(C_i^q)}으로 출발지에서 도착지까지의 최종 레이블이다. 본 좌표상에 표시된 경로는 총 19개로 <그림5>의 유효영역에 들어가는 값들이며 나머지 13개의 값들은 유효영역을 벗어나 제거되었다.

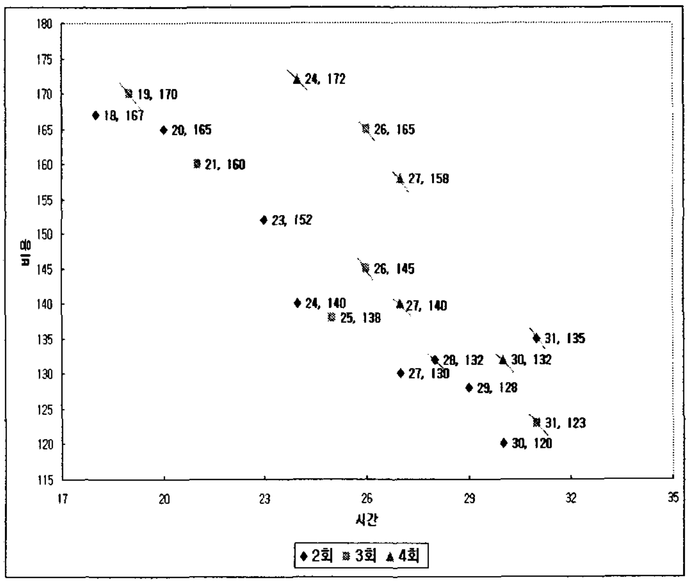

그림 6-WCSPP 알고리즘 실험결과

그러나 본 1차 실험결과는 다시 가지치기 알고리즘이 적용된다. 즉 1차결과에서 도출된 19개의 실험결과 중 10개의 경로가 다시 제거되고, 총 9개의 경로가 파레토 최적해로 도출되었다. <표2>에서 볼 수 있는 것처럼, 4회의 환적경로는 모두 제거되었고, 2회 환적경로가 7개, 3회 환적경로가 2개로 도출되었다.

표 2 -WCSPP 알고리즘 적용 최종결과

환적횟수	파레토 최적해
2 회	(18,167) (20,165) (23,152) (24,140) (27,130) (29,128) (30,120)
3 회	(21,160) (25,138)

최종 파레토 최적해로 도출된 9개의 경로 중 사용자(화주)는 하나의 경로를 선택하면 된다. 사용자에 따라 시간과 비용의 선호도가 상이하고, 선호하는 경로가 다를 수 있으므로, 9개의 최적해 중 하나를 최적해로 보는 것은 무리가 있다. 그러나 사용자가 최적 경로를 선택하지 못할 경우, 이를 시스템상에서 자동적으로 계산하여 각 최적해의 가치만족도(value satisfaction of optimal solution)를 구할 수 있을 것이다. 이를 위해 본 연구에서는 <그림7>과 같이 Z_3에서 9개의 좌표를 연결하는 직선의 값을 구하면 <표3>과 같다.

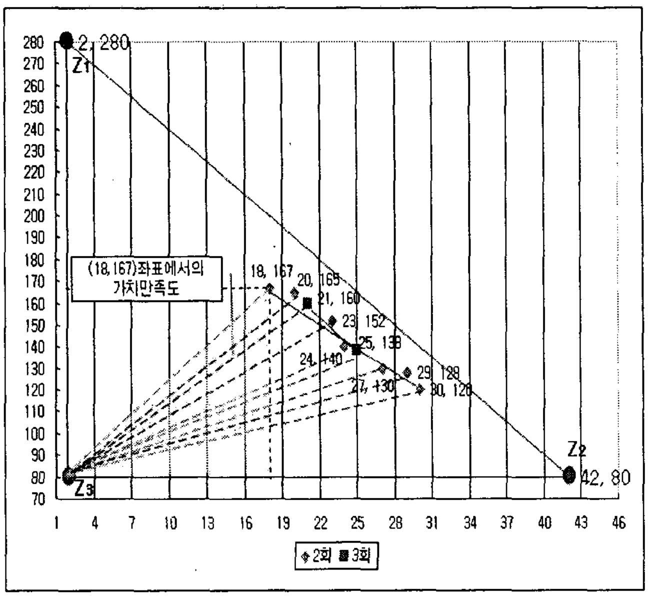

그림 7 - 최적해의 가치만족도 도출

표 3 -가치만족도 결과

환적횟수	파레토 최적해	가치만족도
2 회	(18,167)	88.5
	(20,165)	86.9
	(23,152)	75.0
	(24,140)	63.9
	(27,130)	55.9
	(29,128)	55.1
	(30,120)	48.8
3 회	(21,160)	82.2
	(25,138)	62.4

<표3>을 통해 가장 좋은 가치만족도는 (30,120)으로 도출되었다. 그러나 Z_3의 최적해가 본 연구에서는 항공기(Z_1)와 기차(Z_2)의 단일운송수단으로 도출되었는데, 단일운송수단의 최적해를 무엇으로 결정하느냐에 따라 가치만족도는 달라질 수 있을 것이다.

5. 결론

본 연구에서는 3자물류업체에서 활용할 수 있는 복합운송수단을 고려한 최적수송계획 알고리즘을 제안하였다. 본 알고리즘을 적용하기 위해 WCSPP 알고리즘을 응용하였으며, 가지치기 알고리즘과 함께 병행하도록 하였다. 향후 연구에서는 더 많은 데이터를 확보하여 다양한 실험을 진행함으로써 본 알고리즘의 타당성을 증명하도록 하겠다.

참고문헌

[1] Chen, Y.L. and Chin, Y.H. (1990). "The Quickest Path Problem", Computer Operations Research, Vol.17(2), pp.153-161.

[2] Descrochers, M. and Soumis, F. (1988). "A Generalized Permanent Labeling Algorithm for the Shortest Path Problem with Time Windows," INFOR 26, pp.191-212.

[3] Martins, E.Q.V. (1984). "On a Multicriteria Shortest Path Problem," European Journal of Operational Research, Vol.1, pp.236-245.

[4] Moore, M.H. (1976). "On the Fastest Route for Convey-type Traffic in Flowrate-contrained Networks," Transportation Science, Vol.10, pp.113-124.

[5] Pasquale, A., Maurizio, B. and Antonio, S. (2002). "A Penalty Function Heuristic for the Resource constrained Shortest Path Problem," European Journal of Operational Research, Vol.142, pp.221-230.

[6] Rosen, J.B., Sun, S.Z. and Xue, G.L. (1991). "Algorithm for the Quickest Path Problem and the Enumeration of Quickest Paths," Computer Operations Research, Vol.18(6), pp.579-584.

후기

본 논문은 차세대 물류IT기술 연구사업단에 의해 지원되어 수행되었습니다.