

다중 할당을 고려한 허브-스포크 네트워크 설계 연구*

진현웅

한남대학교 경영학과 조교수
(jin@hannam.ac.kr)

박수근

한국과학기술원 산업공학과 박사과정
(sukun@kaist.ac.kr)

본 연구는 항공망, 통신망 등 규모의 경제가 발생하는 대규모 네트워크의 모델링에 이용되는 허브-스포크 네트워크의 설계를 위한 알고리즘의 개발을 목적으로 한다. 허브-스포크 네트워크 설계 문제는 다년간 연구가 진행되어왔으나 문제의 복잡도를 낮추기 위하여 단일 할당을 고려하는 연구가 주로 이루어졌다. 따라서, 본 연구는 그동안 연구가 상대적으로 미진하였던 다중 할당을 고려한 허브-스포크 네트워크 설계를 다루고자 한다. 효율적인 알고리즘의 개발을 위하여 본 연구에서는 네트워크 설계에 널리 이용되는 메타휴리스틱 기법인 타부 탐색 기법을 이용하였으며 CAB 데이터, AP 데이터 등 기존 문헌에서 널리 이용된 데이터를 이용하여 그 효율성을 검증하였다.

주제어: 허브-스포크 네트워크, 다중 할당, 타부 탐색 기법, 메타 휴리스틱

1. 서론

물류 네트워크의 설계는 생산관리 분야에서 오랫동안 연구되었던 주제이다. 이에 따라, p -median 네트워크, p -center 네트워크 등 전통적인 모형들이 기업에서의 물류 네트워크를 설계하기 위한 모형으로 널리 사용되어 왔다. 그러나, 기업 환경의 글로벌화에 따라 물류 네트워크가 급속도로 복잡해지고 기업간 경쟁이 치열해짐에 따라 좀 더 효율적이고 현실적인 형태의 네트워크 모형의 개발이 요구되었다. 이에 따라 다양한 형태의 네트워크 모델이 개발되었는데 이 중 허브-스포크 네트워크는 항공망, 통신망 등 대규모 네트워크의 모델링에 이용되었다.

허브-스포크 네트워크는 운송 물량의 출발지와

공급지의 역할을 수행하는 스포크 노드와 규모의 경제 구현을 위해 물량의 통합을 실행하는 허브 노드로 구성된다. 특정 출발지에서 발생해서 도착지로 향하는 물량은 허브를 이용하지 않고 직접 운송되거나(direct service) 하나 또는 두 개의 허브 노드를 거쳐 운송된다.(hub service) 또한, 허브 서비스는 하나의 허브만을 이용하는 원스톱 서비스와 두개의 허브를 이용하는 투스톱 서비스로 구성된다.

허브-스포크 네트워크는 허브 간을 연결하는 간선망과 허브-스포크 간을 연결하는 지선망의 2단계 구조를 가진다. 일반적으로 허브-스포크 네트워크에서는 규모의 경제를 극대화하기 위하여 간선망은 그물망 형태(mesh type)의 네트워크로 구성하고 지선망은 별 형태(star type)의 네트워크로 구성한다. 간선망의 그물망 형태는 허브 간의 대규모

물량의 운송을 균일하게 배분하는 역할을 하며, 운송까지 소요되는 처리 횟수를 줄이게 된다. 또한, 지선망의 별 형태는 스포크 노드에서 발생한 물량을 허브 노드로 집중시킴으로써 운송에서의 규모의 경제를 가능하게 한다. 즉, 허브-스포크 네트워크는 간선망에는 분산정책을 사용하여 네트워크의 혼잡을 줄이고 지선망에는 집중화 전략을 사용하여 규모의 경제를 극대화하는 것을 특징으로 한다. (Ghobrial, 1991; Sung and Jin, 2001)

이러한 특징을 바탕으로 허브-스포크 네트워크는 다양한 산업에 적용되고 있으며 대표적인 것으로는 항공산업(Ghobrial, 1991; Franke 2004; Gillen and Morrison, 2005), 통신산업(Pierre and Houéto, 2002; Carello et al., 2004), 택배산업(Skorin-Kapov and Skorin-Kapov, 1994), 의료산업(Nobilio and Ugolini, 2003), 우편산업(Ernst and Krishnamoorthy, 1999), 물류산업(Liu et al., 2003; Cunha and Silva, 2006) 등을 들 수 있다. 특히, 산업의 세계화, 운송 크기의 소형화, 운송 횟수의 증가 등 새로운 경제 환경 변화에 따라 허브-스포크 네트워크는 더욱 큰 주목을 받고 있다.(Groothedde et al., 2005)

허브-스포크 네트워크의 설계 문제는 스포크 노드의 위치와 각 스포크 노드 간에 운송되어야 할 물량이 주어질 때 운송 비용의 최소화 등 네트워크 설계의 목적을 만족시키기 위한 허브 노드의 개수, 위치, 용량, 물량의 운송 경로 등을 결정하는 것을 의미한다. 특히, 허브-스포크 네트워크는 동일한 출발지와 목적지를 가지는 물량에 대해서도 다양한 운송 경로를 제공하기 때문에 전통적인 네트워크 설계 문제인 물류 설비 입지문제에 비해 더욱 높은 복잡도를 나타낸다.

II. 선행연구

허브-스포크 네트워크에 대한 최초의 이론적 접근은 O'Kelly의 연구(1986, 1987)에서 찾을 수 있다. O'Kelly는 허브-스포크 네트워크 설계 문제를 2차 정수 계획 모형으로 표현하였다. 그는 문제의 복잡도를 줄이기 위하여 허브 노드의 처리 용량에 제약이 없는 것으로 가정하였으며 이 문제의 해를 구하기 위한 발견적 기법을 제안하였다. 그 후 동일한 문제의 해결을 위하여 다양한 해법이 개발되었는데 그 중 Klinecicz(1994)은 타부 탐색 기법에 기반을 둔 해법을 제안하였고, Ernst and Krishnamoorthy(1998)는 최단거리기법을 이용한 해법을 제안하였으며 Sasaki et al.(1999)은 분지한계법에 기반한 해법과 greedy 기법에 의한 해법을 제안하였다.

허브-스포크 네트워크 설계 문제는 스포크 노드의 할당 방법에 따라 단일 할당 전략(single allocation)과 다중 할당 전략(multiple allocation)으로 나눌 수 있다.(Campbell, 1994) 단일 할당 전략이란, 스포크 노드는 반드시 하나의 허브 노드에만 할당되어 특정 스포크 노드에서 출발하거나 또는 그 스포크 노드로 도착하는 모든 물량이 해당 허브 노드를 반드시 거치게 하는 전략이다. 반면 다중 할당 전략이란, 동일한 스포크 노드에서 출발하는 물량이라 할지라도 도착 노드에 따라 서로 다른 허브 노드를 거쳐 운송될 수 있음을 의미한다. 네트워크 설계의 복잡도 측면에서 단일 할당 전략은 동일 스포크 노드에서 출발하는 개별 물량에 대하여 하나의 경로만을 선택하면 되므로 다중 할당 전략에 비해 의사결정이 단순하다. Carello et al.(2004)은 단일 할당 전략을 이용한 통신망 설계에 대한

연구를 진행하였으며, Ernst and Krishnamoorthy (1999)는 우편망을 대상으로 단일 할당 전략을 적용하였다. 반면, 단일 할당 전략을 확장한 형태인 다중 할당 전략을 적용한 허브-스포크 네트워크 설계 문제는 Aykin(1994), Boland et al.(2004)과 Ebrey et al.(2000) 등에 의하여 연구되었다. 또한, 허브 설비의 용량 제약이 있는 경우, 다중 할당 전략은 동일한 출발지와 목적지를 가지는 물량의 가분성(divisibility)을 기준으로 가분성을 허용하는 모형과 허용하지 않는 모형으로 구분될 수 있다. Aykin(1994)은 가분성을 허용하지 않는 모형을 고려하였으며, Boland et al.(2004)과 Ebrey et al.(2000)은 가분성을 허용하는 모형을 고려하였다.

허브-스포크 네트워크에 대한 연구가 진행되면서 연구자들은 초기의 간략한 형태의 모형보다는 좀 더 현실성을 보완한 모형에 관심을 기울이게 되었는데 대표적인 것이 허브 용량의 제약을 고려하는 것이다. 허브 노드의 용량을 고려한 최초의 연구는 Aykin의 연구(1994)로 발견적 기법을 이용하여 허브 노드의 위치를 설정한 후 라그랑지안 완화 기법으로 물량의 운송 경로를 결정하는 알고리즘을 제안하였다. Ernst and Krishnamoorthy(1999)는 오스트레일리아의 우편망을 대상으로 허브-스포크 네트워크 설계 문제를 연구하였다. 이들의 모형에서는 각 허브 노드(우편 집중국)에서 우편망의 병목 공정에 해당하는 입고 물량의 처리에 소요되는 용량의 제약만을 고려하였다. 또한 Yaman and Carello(2005)는 네트워크의 링크에 대한 용량 제약을 고려한 허브-스포크 네트워크 설계 문제를 연구하였다. 이현수 등(2005)은 진화 알고리즘을 이용하여 용량 제약을 고려한 허브-스포크 네트워크 설계 문제의 해법을 제시하였다. 이현수 등의

연구는 단일 할당 방식의 운영 전략을 채택하여 본 연구와 차이점을 가지며 또한 허브 설비의 수에 대한 제약을 완화시킴으로써 기존 문제를 확장하였다.

본 연구에서는 가분성을 허용하지 않는 다중 할당 방식으로 운영되는 허브-스포크 네트워크에서 허브 설비의 용량을 고려한 문제를 다루고자 한다. 이는 선행 연구 중 Aykin(1994)이 고려하였던 상황과 동일하다. 따라서 이 문제는 전술한 바와 같이 라그랑지안 완화 기법을 이용한 해법이 제안된 바 있다. 그러나, Aykin의 해법은 라그랑지안 완화 문제를 해결하는 알고리즘을 반복적으로 수행해야 하므로 소요시간이 길다는 단점을 가지고 있다. 허브-스포크 네트워크가 대규모 네트워크의 모델링을 위해 개발된 것을 고려하면, 해법의 속도는 매우 중요한 성능 척도가 된다. 따라서 본 논문에서는 주어진 문제에 대하여 Aykin이 제안한 해법보다 더 빠른 시간 안에 해를 찾는 해법을 개발하고자 한다.

III. 해법의 발견

주어진 네트워크가 n 개의 노드로 구성된 스포크 노드의 집합 N 과 m 개의 허브 노드 후보지를 가지는 허브 노드 후보지의 집합 M 으로 구성되어 있으며 이 중 p 개의 후보지를 허브 노드로 선정한다면 본 논문에서 고려하는 문제는 다음의 정수계획 모형으로 표현된다.

Problem (P) :

$$\min \sum_{i \in N} \sum_{\substack{j \in N \\ j \neq i}} c_{ij} X_{ij}$$

$$\begin{aligned}
 & + \sum_{i \in N} \sum_{\substack{j \in N \\ j \neq i}} \sum_{k \in M} \sum_{l \in M} c_{ijkl} X_{ijkl} \\
 & + \sum_{k \in M} f_k Y_k \quad \text{Eq. (1)}
 \end{aligned}$$

$$s. t. \quad \sum_{k \in M} Y_k = p \quad \text{Eq. (2)}$$

$$\begin{aligned}
 & X_{ij} + \sum_{k \in M} \sum_{l \in M} X_{ijkl} = 1 \\
 & \forall i, j \neq i \in N \quad \text{Eq. (3)}
 \end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
 & \sum_{i \in N} \sum_{\substack{j \in N \\ j \neq i}} \sum_{l \in M} d_{ij} X_{ijl} \\
 & + \sum_{i \in N} \sum_{\substack{j \in N \\ j \neq i}} \sum_{k \in M} d_{ij} X_{ijk} \leq s_k Y_k \\
 & \forall k \in M \quad \text{Eq. (4)}
 \end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
 & X_{ijkl} \leq Y_k \\
 & \forall i, j \neq i \in N, \forall k, l \in M \quad \text{Eq. (5a)}
 \end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
 & X_{ijkl} \leq Y_l \\
 & \forall i, j \neq i \in N, \forall k, l \in M \quad \text{Eq. (5b)}
 \end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
 & X_{ij}, X_{ijkl}, Y_k \in \{0, 1\} \\
 & \forall i, j \neq i \in N, \forall k, l \in M \quad \text{Eq. (6)}
 \end{aligned}$$

위 모형에서 의사결정변수 X_{ij} 는 출발지 i 에서 도착지 j 로 향하는 물량이 허브 서비스를 이용하지 않고 직접 서비스를 이용할 경우 1, 아니면 0의 값을 갖는 이진변수이며, 매개변수 c_{ij} 는 이때 발생하는 운송비용이다. 의사결정변수 X_{ijkl} 은 출발지 i 에서 도착지 j 로 향하는 물량이 허브 k 와 l 을 이용하여 운송될 경우 1, 아니면 0의 값을 갖는 이진변수이다. 본 연구에서는 하나의 허브를 이용하여 물량을 전송하는 윈스톱 서비스(k 와 l 이 동일한 경우)와 두 개의 허브를 이용하여 물량을 전송

하는 투스톱 서비스(k 와 l 이 상이한 경우)를 모두 고려한다. 매개변수 c_{ijkl} 은 이때 발생하는 운송비용으로 허브 노드 간의 규모의 경제를 고려하여 $c_{ik} + \alpha c_{kl} + c_{lj}$ (단, $\alpha < 1$)의 값으로 결정된다. 이진변수 Y_k 는 허브 노드 후보지 k 가 허브 노드로 선정되면 1의 값을 가지며, 매개변수 f_k 는 이때의 설립비용이다. 매개변수 d_{ij} 는 스포크 노드 i 에서 j 로 운송되는 물량의 총량이며 s_k 는 허브 노드 후보지 k 의 용량을 의미한다.

목적식 Eq.(1)은 운송비용 및 설립비용의 총합을 최소화하는 것이다. Eq.(2)는 총 설립되는 허브 노드 수에 대한 제약식이며, Eq.(3)은 모든 물량을 직접 서비스 또는 허브 서비스를 통하여 운송됨을 나타낸다. Eq.(4)는 각 허브 노드에서의 용량 제약을 표현하며, Eq.(5a)와 Eq.(5b)는 허브 노드의 설립없이 해당 서비스를 이용할 수 없음을 의미한다.

위의 문제의 특수한 형태인, 용량 제약이 없고 단일 할당인 경우도 p 가 3 이상이면 NP-complete한 문제임이 증명되었다.(Sohn and Park, 1998) 따라서 본 문제의 복잡도는 NP-complete이며 이에 따라 근사해를 적절한 시간 내에 찾을 수 있는 발견적 기법에 기반한 해법의 개발이 필요하다. 위의 문제를 Aykin은 라그랑지안 완화 기법을 이용하여 해결하였으나 본 논문에서는 메타 휴리스틱 기법인 타부 탐색 기법을 이용한 해법을 제안하고자 한다.

3.1 허브 설비 입지 결정

본 연구에서 다루고 있는 허브-스포크 네트워크 설계 문제는 허브 설비의 입지 결정 문제와 설립된

허브 설비를 이용한 운송 물량의 서비스 결정의 두 단계로 구분하여 고려할 수 있다. 이들은 메타 휴리스틱 기법인 타부 탐색 기법에 의하여 구해진다. 타부 탐색 기법은 Glover(1989)에 의해 개발된 메타 휴리스틱 기법으로 이웃탐색 기법(neighborhood search)에 기반을 두고 있으나 이웃탐색 기법의 약점인 준 최적해에 머무는 것을 방지하기 위하여 타부 리스트라 불리는 단기 메모리를 이용하는 기법이다. 메타 휴리스틱의 경우 다양한 조합 최적화 문제에 적용되기 위하여 블랙박스 형태로 정의되어 있으므로 문제의 형태에 적합하도록 상세 설계하는 것이 중요하다. 허브 설비 입지 결정을 위한 타부 탐색 기법의 상세 설계 내용은 다음과 같다.

3.1.1 이동(move)

현재 해에서 설립된 p 개의 허브 설비 중 하나를 현재 해에서 선택되지 않은 후보지로 변경하는 것을 의미한다. 따라서 현재해의 이웃해(neighborhood solution)의 개수는 $p*(n-p)$ 개이다. 허브 설비 입지 결정 단계에서는 모든 이웃해에 대하여 설비의 설립 비용과 운송비용의 합을 구하여 그 중 가장 적은 비용을 제공하는 이웃해로 이동한다. 이웃해의 평가 시 설립 비용은 현재해에서 탈락되는 설비의 비용을 제하고 새로이 도입되는 설비의 비용을 더함으로써 얻어진다. 한편, 이웃해에 대한 운송비용은 다음 절에서 논의되는 기법에 의한다. 일정 횟수 이상의 탐색 후에도 해의 개선이 없을 경우에 탐색을 중지한다.

3.1.2 타부 리스트

타부 탐색 기법은 지역 최적해에 머무는 것을 방

지하기 위하여 과거 해에 대한 특정 정보를 타부 리스트의 형태로 저장하여 향후 탐색과정에서 제외한다. 허브 설비 입지 결정 단계에서는 이웃해로 이동하면서 닫혀지는 허브의 후보지를 타부 리스트에 포함한다. 타부 리스트에 포함된 후보지는 일정 횟수의 탐색 이후(본 해법에서는 $n/2$ 으로 설정됨)에 리스트에서 삭제된다. 이웃해에서 새롭게 설립되는 허브의 후보지가 타부 리스트에 포함되어있다면 해당 이웃해는 후보해에서 탈락된다. 그러나, 이 이웃해에서 제공하는 목적함수가 기존에 발견된 최적의 목적함수 값보다 낮은 값을 제공한다면 예외적으로 선택이 가능하다.

3.1.3 다양화 전략

타부 탐색, 시뮬레이티드 어닐링 등의 메타 휴리스틱은 이웃 탐색(neighborhood search)에 기반하고 있으므로 전체 해 영역의 일부만을 탐색하게 된다. 따라서, 다양한 영역을 탐색할 수 있는 다양화 전략이 필요하다. 본 연구에서는 장기 메모리(Longterm memory)에 기반한 다양화 전략을 사용한다. 장기 메모리 전략은 다양한 해 영역을 탐색하기 위하여 일정 횟수의 탐색 후 기존에 탐색되지 않았던 해를 초기해로 하여 새롭게 탐색을 시작하는 기법을 의미하며 이 때 새로운 초기해의 설정은 장기 메모리에 기반한다.[Skorin-kapov and Skorin-kapov, 1994] 본 연구의 경우 장기 메모리는 후보지의 개수에 해당하는 원소를 갖는 벡터이며, 현재해에서 허브가 설립되기로 결정된 후보지에 대하여 장기 메모리의 해당되는 원소의 값을 증가시킨다. 일정 횟수의 탐색 후 새로운 초기해의 구성은 장기 메모리에서 가장 낮은 값을 가지는 p 개의 원소를 선택하고 이에 해당하는 후보지에 허

브를 설립하는 것이다.

3.1.4 초기해

모든 허브 설비의 후보지에 대하여 허브 설립 비용/(출발지로서의 운송량+도착지로서의 운송량) 값을 구한 후 이 값이 낮은 p 개의 후보지를 선정한다. 이는 단위 물량의 처리 비용이 낮은 후보지를 택하는 효과를 나타낸다.

3.2 운송 물량의 서비스 결정

허브 설비의 입지가 결정되면 각 운송 물량에 대하여 서비스를 결정하여야 한다. 본 연구는 다중 할당 전략을 고려하므로 서로 다른 출발지와 도착지를 가지는 모든 운송 물량에 대하여 해당 서비스를 할당하여야 한다. 또한, 전단계인 허브 설비 입지 결정 단계에서 허브 설비의 입지가 변경이 될 때마다 서비스 결정을 새로이 해야하므로 빠른 시간 안에 서비스를 결정하는 것이 필요하다. 운송 물량의 서비스 결정을 위한 타부 탐색 알고리즘의 상세 설계 내용은 다음과 같다.

3.2.1 이동(move)

본 단계에서 현재해는 모든 출발지-목적지 쌍(origin-destination pair)에 대하여 하나의 서비스를 할당한다. 또한 이웃해는 현재해에서 하나의 출발지-목적지 쌍의 서비스를 변경하는 것으로 정의한다. 따라서, 이웃해의 개수는 총 $p^{2n(n-1)}$ 개에 해당된다. 이웃해의 수가 많으므로 전체 이웃해를 평가하여 그 중 가장 낮은 목적함수를 제공하는 이웃해로 이동하는 전체 최적(Global Best) 기법

보다는 현재해의 목적함수를 감소시키는 이웃해가 최초로 발견될 때 그 이웃해로 이동하는 최초 최적(First Best) 기법을 적용한다. 만약 현재해의 목적함수를 감소시키는 이웃해가 존재하지 않는 경우 이웃해 중 가장 낮은 목적함수를 제공하는 이웃해로 이동한다. 이웃해의 목적함수는 현재해의 목적함수에서 해당 출발지-목적지 쌍의 운송비용을 제하고 신규 서비스를 이용할 때의 운송비용을 더함으로써 구할 수 있다. 일정 횟수 이상의 탐색 후에도 해의 개선이 없을 경우에 탐색을 중지한다.

3.2.2 타부 리스트

본 단계에서는 이웃해로 이동하면서 서비스가 변경되는 출발지-목적지 쌍이 타부 리스트에 포함한다. 따라서 서비스가 변경된 출발지-목적지 쌍은 향후 일정 횟수 동안 탐색에서 제외된다. 그러나, 타부 리스트 상에 있는 출발지-목적지 쌍의 서비스를 변경하여 기존에 발견된 최적의 목적함수 값보다 낮은 값을 제공한다면 예외적으로 선택이 가능하다. 타부 리스트의 길이는 동적으로 변화하는데 만약 선택된 이웃해의 목적함수가 현재해보다 낮다면 타부 리스트의 길이를 1만큼 감소시키고 만약 현재해보다 크다면 1만큼 증가시킨다. 타부 리스트 길이의 동적 변화는 좋은 해가 발견된 지역에 대하여는 좀 더 상세한 탐색을 하고, 좋지 않은 해가 발견된 지역에 대하여는 덜 상세한 탐색을 하여 더욱 효율적인 탐색을 가능케한다.

3.2.3 다양화 전략

본 연구에서는 허브 설비의 처리 용량에 제한이 있다고 가정하므로 이웃해 중에는 다수의 실행 불

가능해를 포함하고 있다. 이는 현재해의 위치에 따라 실행가능 영역의 특정 부분에 대한 탐색만을 수행할 위험이 있다. 이러한 상황의 대처에 적합한 다양화 전략으로는 전략적 변동(Strategic Oscillation) 기법을 들 수 있다. 전략적 변동 기법이란 탐색 과정에서 일반적으로는 실행가능한 이웃해만을 후보로 하지만 일정 조건이 충족되면 실행 불가능한 이웃해로의 이동을 허용하는 것을 의미한다. 본 연구에서는 일정 횟수 동안 연속해서 해의 개선이 없으면 실행 불가능한 해로의 이동을 허용한다. 실행불가능해로 이동한 후에는 목적함수가 아닌 실행불가능 정도를 최소화하는 이웃해로 이동한다.

3.2.4 초기해

각 출발지-목적지 쌍에 대하여 용량 제약을 고려하지 않고 최소의 운송 비용을 제공하는 서비스를 할당한다. 그 결과 용량을 초과한 허브가 발생하면 물량이 가장 많은 출발지-목적지 쌍을 용량의 여유가 있는 다른 서비스로 재할당한다. 만약 모든 허브 서비스의 용량이 초과되어 있다면 해당 출발지-목적지 쌍에는 직접 서비스를 할당한다.

3.3. 전체 알고리즘

본 장에서 논의된 해법을 정리하면 다음과 같이 표현된다.

단계 1. 허브 설비 입지 결정을 위한 초기화

1.1. 파라미터의 초기화

- *Tabu_List*, *Current_Solution*, *Current_Best_Solution*, *Longterm_Memory* 등 관련된 파라미터를 초기화한다.

1.2. 초기 허브 설립지 결정

- 모든 허브 설비의 후보지에 대하여 허브 설립 비용/(출발지로서의 운송량+도착지로서의 운송량) 값을 구한 후 가장 낮은 값을 갖는 p 개의 후보지를 허브 설립지로 선정한다.

1.3. 초기 운송 서비스 결정

- 모든 출발지-목적지 쌍에 대하여 가장 비용이 적은 운송 서비스를 선택하여 해당 물량을 할당한다.
- 용량을 초과하는 허브 설비가 있다면, 초과량이 가장 큰 허브에 대하여 통과 물량이 가장 큰 출발지-목적지 쌍을 용량의 여유가 있는 차선의 허브로 재할당한다.
- 모든 허브가 용량 제약을 만족할 때 까지 위 단계를 수행한다.

단계 2. 이웃해의 탐색

2.0. 파라미터 초기화

- *Candidate_Obj_Value*를 임의의 큰 값으로 할당한다.

2.1. 이웃해의 선정

- *Current_Solution*에 선택된 허브 설립지 중 임의의 후보지 p_1 을 제외하고, *Current_Solution*에서 선택되지 않은 후보지 중 임의의 후보지 p_2 를 설립지로 선정한다.

2.2. 이웃해의 평가

CASE 1) p_2 가 *Tabu_List*에 속해있지 않는 경우,

- 선정된 이웃해를 이용하여 서브함수인 “운송_물량의_서비스_결정”을 호출하여 각 물량에 대한 서비스를 결정하고 이때 얻어진 총 운송비용을 허브 설립비용과 더하여 이를 현재

고려 중인 이웃해의 목적함수로 한다.

- 목적함수 값이 *Candidate_Obj_Value* 보다 작으면, *Candidate_Obj_Value*를 현재 고려 중인 이웃해의 목적함수 값으로 교체하고, *Candidate_Solution*을 현재 고려 중인 이웃해로 교체한다.

CASE 2) p_2 가 *Tabu_List*에 속해있는 경우,

- 선정된 이웃해를 이용하여 서브함수인 “운송_물량의_서비스_결정”을 호출하여 각 물량에 대한 서비스를 결정하고 이때 얻어진 총 운송비용을 허브 설립비용과 더하여 이를 현재 고려 중인 이웃해의 목적함수로 한다.
- 목적함수 값이 *Candidate_Obj_Value*와 *Current_Best_Obj_Value* 보다 작으면, *Candidate_Obj_Value*를 현재의 목적함수 값으로 교체하고, *Candidate_Solution*을 현재 고려 중인 이웃해로 교체한다.

2.3. 모든 이웃해가 평가되지 않았다면 2.1로 돌아간다.

단계 3. 업데이트

3.1. 타부 리스트 업데이트

- 직전 *Current_Solution*에서 탈락된 후보지를 *Tabu_List*에 포함시키고, *Tabu_List*의 원소 중 *Tabu_List_Size* 이전에 포함된 후보지를 *Tabu_List*에서 삭제한다.

3.2. 현재해의 업데이트

- *Current_Solution*을 *Candidate_Solution*으로 교체하고 *Current_Obj_Value*를 *Candidate_Obj_Value*로 교체한다.

3.3. 현재 최적해의 업데이트

- 만약 *Current_Obj_Value*가 *Current_Best*

*_Obj_Value*보다 작다면 *Current_Best_Obj_Value*를 *Current_Obj_Value*로 교체하고 *Current_Best_Solution*을 *Current_Solution*으로 교체한다.

단계 4. 종료 조건 및 장기 메모리

4.1. 종료 조건

- 총 탐색수가 n^2 을 초과하거나 과거 $2n$ 번의 탐색 동안 해의 개선이 없으면 *Current_Best_Solution*을 최적해로 하고 알고리즘을 종료한다.

4.2. 장기 메모리

- *Current_Solution*에서 허브 설립지로 선택된 후보지에 대하여 관련된 *Longterm_Memory* 계수를 1씩 증가시킨다.
- 만약 과거 n 번 동안 해의 개선이 없다면,
 - *Longterm_Memory* 계수가 가장 작은 p 개의 후보지를 *Current_Solution*으로 한다.
 - 단계 1.3으로 되돌아간다.

위 해법 중 단계 2.2에서 사용된 서브 함수 “운송_물량의_서비스_결정”은 부록에서 설명한다.

메타 휴리스틱의 경우, 동일한 유형의 문제에 대해서도 휴리스틱의 설계 기법이 변화함에 따라서 그 결과가 매우 크게 변화하므로, 이동, 타부 리스트 등의 설계에 주의를 기울여야 한다. 일반적인 타부 탐색 기법의 설계에 대한 구체적인 방법론은 없지만 Hertz and Widmer(2003)는 조합 최적화 분야에서 사용되는 메타 휴리스틱 기법 설계를 위한 기본원칙을 다음과 같이 제시하였다.

- 기본원칙 1: 새로운 해의 생성이 용이해야 한다.
- 기본원칙 2: 모든 해는 최적해로의 경로가 존재해야 한다.
- 기본원칙 3: 이웃해는 현재해와 가깝게 위치해야 한다.
- 기본원칙 4: 비용 함수의 위상이 균일하지 않아야 한다.

본 연구에서 제안하는 알고리즘의 경우, 새로운 해의 생성은 기존의 해에서 설립된 허브 설비 중 하나를 선택되지 않은 후보지로 변경하는 것이므로 신규 해의 생성이 간단하며, 이웃해와 현재해의 유사성이 높으므로 기본원칙 1과 3을 만족시킨다고 할 수 있다. 또한, 어떠한 현재해라도 모든 실행 가능해로의 이동이 가능하므로, 기본원칙 2 역시 만족된다. 비용 함수의 경우, 해의 변경에 따라 목적함수 값이 변경되므로 기본원칙 4 역시 충족되는 것으로 평가된다. 따라서, 본 연구에서 제안하는 알고리즘은 Hertz and Widmer가 제안한 기본원칙을 충족시킨다고 할 수 있다.

IV. 실험결과

3장에서 설명된 알고리즘의 효율성 검증을 위하여 다양한 환경에서의 실험이 수행되었다. 알고리즘은 C++ 언어로 작성되어 Pentium IV CPU 2.4GHz, 512MB RAM 컴퓨터에서 실험이 수행되었다. 제안된 알고리즘의 효율성의 비교를 위하여 동일한 상황에 대하여 기존에 제안된 해법인 Aykin의 휴리스틱 기법이 선택되었으며 Aykin의 휴리스틱 기법은 해당 논문에서 제안된 방법에 따

라 C++ 언어로 작성되었다.

실험을 위해 사용된 데이터 셋은 허브-스포크 네트워크 설계 분야에서 가장 널리 사용되고 있는 CAB 데이터 셋과 AP 데이터 셋을 이용하였다. CAB(Civil Aeronautics Board) 데이터 셋은 미국 주요 공항 간의 실제 승객 이동량을 기준으로 O'Kelly(1986)에 의해 작성되었다. 허브-스포크 네트워크 설계 문제에서 가장 널리 사용되는 데이터 셋으로 25개의 노드로 구성되어 있으며 출발지와 도착지 간의 운송량 및 단위 운송 비용을 포함하고 있다. O'Kelly의 논문에서는 허브 설비의 용량을 고려하지 않았으므로 CAB 데이터 셋에는 각 허브 노드 후보지의 용량에 대한 정보를 포함하지 않고 있다. 본 실험에서는 이의 보정을 위하여 Aykin과 동일한 방법을 이용하여 후보지의 용량은 해당 후보지의 출발지로서의 운송량과 도착지로서의 운송량의 합에 1.2를 곱한 값으로 설정하였다. 이 경우 전체적인 용량이 감소하여 엄격한 형태의 용량 제약을 가지게 된다. 일반적으로 용량이 증가하여 용량 제약이 느슨한 경우에, 알고리즘이 좋은 해를 얻게 되므로 본 연구에서 사용된 CAB 데이터 셋은 가혹한 환경에서의 실험이라 할 수 있다. <표 1>은 CAB 데이터 셋을 이용한 실험 결과를 정리한 것이다.

<표 1>에서 n 은 스포크 노드의 수, m 은 허브 노드 후보지의 수, p 는 설립되는 허브의 수를 의미한다. 본 연구에서 제안된 해법은 Aykin이 제안한 휴리스틱 기법과 비교되었으며 평가 척도는 최종해의 목적함수 값과 최종해를 구하는데 소요된 시간이다. <표 1>의 차이 항목에서 소요시간은 (타부 탐색 기법에 의한 소요시간)/(Aykin의 알고리즘에 의한 소요시간)*100%로 나타냈으며, 목적함수는 (Aykin의 알고리즘에 의한 목적함수 값 - 타부 탐

〈표 1〉 CAB 데이터 셋을 이용한 실험 결과

n	m	p	TS		Aykin		차이	
			시간	목적함수	시간	목적함수	시간	목적함수
10	5	2	0.06	74339.0	0.06	74398.3	100.0%	0.1%
10	5	3	0.13	83812.5	0.17	83860.4	76.5%	0.1%
20	5	2	2.5	289506.3	17.56	288901.4	14.2%	-0.2%
20	5	3	5.31	301518.4	22.14	300381.0	24.0%	-0.4%
20	10	2	4.16	281464.9	10.95	276665.9	38.0%	-1.7%
20	10	3	20.19	310272.8	221.06	302202.3	9.1%	-2.7%
20	10	5	64.05	303353.2	817.78	298357.2	7.8%	-1.7%
20	15	2	10.95	296135.7	240.06	291038.6	4.6%	-1.8%
20	15	3	32.08	291847.9	491.22	293088.4	6.5%	0.4%
20	15	5	104.73	294958.2	1684.72	290609.0	6.2%	-1.5%

색 기법에 의한 목적함수 값)/(Aykin의 알고리즘에 의한 목적함수 값)*100%로 나타났다.

실험결과를 볼 때, Aykin이 제안한 휴리스틱 기법과 본 연구에서 제안된 알고리즘의 목적함수는 거의 차이가 없으므로 유효성(effectiveness) 측면에서 유사함을 발견할 수 있다. 반면, 최종해를 얻기까지 소요된 시간의 측면에서는 스포크 노드의 수가 10개 일 경우에는 소요시간의 차이가 20% 내로 큰 차이가 없으나 스포크 노드의 수가 20개 인 경우에는 본 연구에서 제안된 알고리즘의 소요시간이 Aykin이 제안한 알고리즘의 소요시간의 14% 정도에 머물렀다. 또한, 허브 노드 후보지의 수와 설립된 허브의 수가 증가할수록 소요시간의 차이는 더욱 벌어졌다. 이를 미루어 볼 때, 알고리즘의 효율성(efficiency) 측면에서 본 연구에서 제안된 알고리즘이 Aykin의 알고리즘에 비해 우수함을 알 수 있다. 이러한 효율성의 차이는 허브 후보지가 결정되었을 때 이를 이용한 각 출발지-목적지 쌍의 경로 결정 기법에서 주로 발생한다. 즉,

Aykin이 제안한 해법의 경우 주어진 허브 후보지를 이용한 경로 설정을 위하여 라그랑지안 완화 기법을 이용함으로써 부분제의 해결, 상한값 갱신, 하한값 갱신, 부정사법(subgradient method)을 이용한 라그랑지안 계수의 갱신으로 이어지는 일련의 작업을 매번 수행해야 한다. 반면, 본 연구에서 제안한 알고리즘의 경우, 신규 경로 설정을 위해서 기존의 경로 설정에서 단지 하나의 출발지-목적지 쌍에 대해서 경로를 바꾸어주면 되므로 계산량이 급격하게 감소한다.

CAB 데이터 셋의 경우, 최대 노드 수가 25개이므로 대용량 문제를 다룰 수가 없으며 다양한 환경에 대한 실험을 하기가 어렵다. 이의 보완을 위해 대형의 문제는 AP 데이터 셋을 이용하여 실험을 수행하였다. AP(Australia Post) 데이터 셋은 Ernst와 Krishnamoorthy (1998)에 의해 작성되었으며, 오스트레일리아의 우편 집중국간 우편물의 흐름을 나타낸다. AP 데이터 셋에서는 각 집중국의 좌표와 집중국 간에 전송되는 우편물의 양이

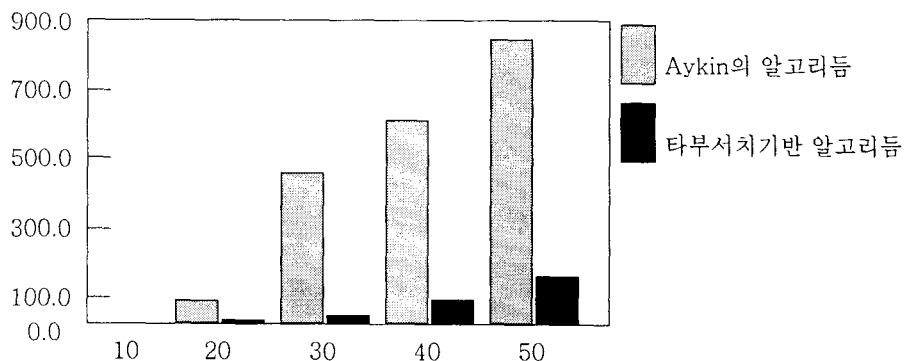
주어지며 동일한 규모의 네트워크에 용량 및 설립 비용을 변화시키면서 데이터 셋을 구성하였다. 설립 비용의 경우, 느슨한 경우(L)와 엄격한 경우(T)로 구성되는데 느슨한 경우에는 전송되는 물량의 크기와 무관하게 설립 비용을 할당하였고, 엄격한 경우에는 전송되는 물량의 크기가 큰 후보지에 높은 설립 비용을 할당하였다. 용량의 경우도 느슨한 경우(L)와 엄격한 경우(T)로 나누어지는데, 느슨한 경우에는 허브 설비의 용량이 전반적으로 높게 주어졌으며, 엄격한 경우에는 허브 설비의 용량이 전반적으로 낮은 값으로 주어졌다.

AP 데이터 셋을 이용해서, 총 152 개의 데이터 셋이 구성되었으며 각 데이터 셋에 대하여 본 연구에서 제안된 타부 탐색 기반의 알고리즘과 Aykin이 제안한 휴리스틱 알고리즘을 이용하여 해를 구하였다. 실험의 효율성을 위하여 각 데이터 셋에 대하여 특정 해법의 소요시간이 3,600초를 초과한 후에도 최종해를 구하지 못한 경우, 해를 구하지 못한 것으로 판단하여 해법을 종료시켰다. 실험 결과, 총 152개의 데이터 셋 중에서 Aykin이 제안한 휴리스틱 알고리즘은 129개의 데이터 셋에서 최종해를 구하였고 23개의 데이터 셋에서는 시간

초과로 최종해를 얻지 못하였다. 반면 타부 탐색 기반의 알고리즘은 152개 데이터 셋 전체에서 최종해를 얻었다. 비교 가능한 총 129개의 데이터 셋에 대한 실험 결과를 보면, 유효성 측면에서 Aykin의 해법에 의해서 얻어진 최종해의 목적함수 값이 타부 탐색 기반의 알고리즘에 의해 얻어진 최종해의 목적함수 값에 비해 0.3% 가량 낮게 나타났다. 반면, 최종해를 얻기까지의 평균 소요시간의 경우, Aykin의 알고리즘은 355.49초가 소요되었고 타부 탐색 기반 알고리즘은 42.23초가 소요되었다. 타부 탐색 기반 알고리즘의 평균 소요시간이 Aykin의 알고리즘에 비해 약 12%에 불과하므로 타부 탐색 기반 알고리즘이 Aykin의 알고리즘 보다 효율성 측면에서 더욱 우수함을 알 수 있다. 또한 이 결과는 CAB 데이터 셋을 이용한 이전 실험 결과와 유사함을 알 수 있다.

〈그림 1〉에서 〈그림 5〉까지는 데이터 셋의 특성별로 Aykin의 알고리즘과 타부 탐색 기반 알고리즘 해법의 소요시간을 분석한 것이다.

〈그림 1〉은 스포크 노드의 수가 증가함에 따라 두 해법 모두 소요 시간이 증가하고 있음을 보여주고 있다. 스포크 노드의 수가 10개인 경우, 두 해



〈그림 1〉 스포크 노드 수의 변화에 따른 해법의 소요시간

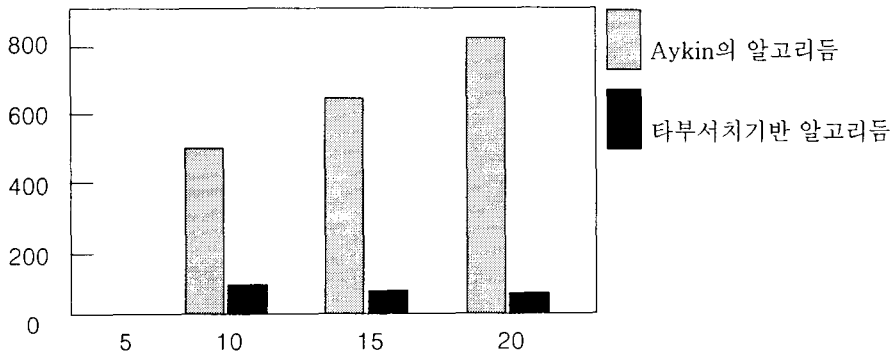
법 모두 1초 이내에 최종해를 구했다. 그러나, 스포크 노드의 수가 30개인 경우, 타부 탐색 기반 알고리즘은 평균 22.4초에 최종해를 구한 반면 Aykin의 알고리즘은 평균 431.6초를 소요하였다. 또한, 스포크 노드의 수가 50개인 경우, 타부 탐색 기반 알고리즘의 평균 소요시간은 137.2초인 반면 Aykin의 알고리즘은 평균 소요시간이 823.7초에 달하였다.

〈그림 2〉는 허브 노드 후보지의 수가 증가에 따른 해법의 소요시간을 보여주고 있다. 두 해법 모두 후보지의 수가 10 이상일 때 급격히 소요시간이 증가하고 있다. 이는 후보지의 수가 5개인 데이

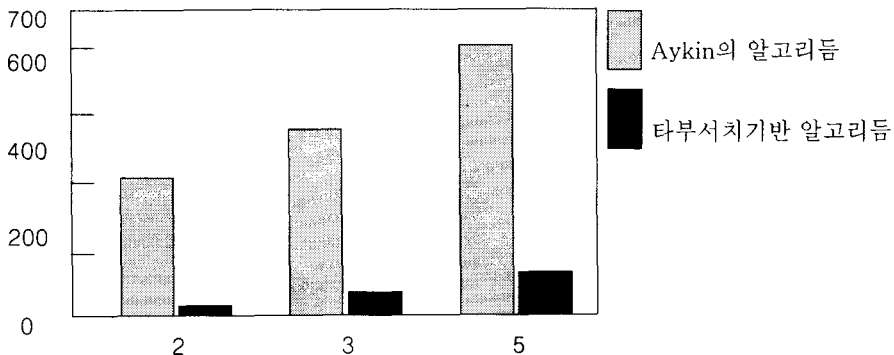
터 셋의 스포크 노드 수가 다른 데이터 셋에 비하여 작기 때문에 발생한 것으로 해석된다. 후보지의 수가 10개 이상인 경우, Aykin의 알고리즘은 후보지의 수가 증가함에 따라 전체 소요시간이 다소 증가한 반면, 타부 탐색 기반 알고리즘은 뚜렷한 특징을 나타내지 않았다.

〈그림 3〉은 허브 설비의 수가 증가에 따른 두 해법의 소요시간을 보여주고 있다. 두 해법 모두 허브 설비의 수가 증가함에 따라 소요시간이 증가하였다. 이는 허브 설비 수 증가에 따른 문제의 복잡도 증가에 기인한 것으로 해석된다.

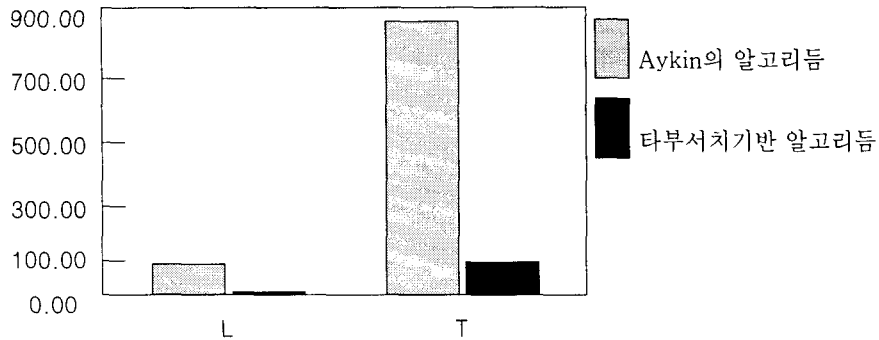
〈그림 4〉는 허브 설비의 용량 변화에 따른 두 해



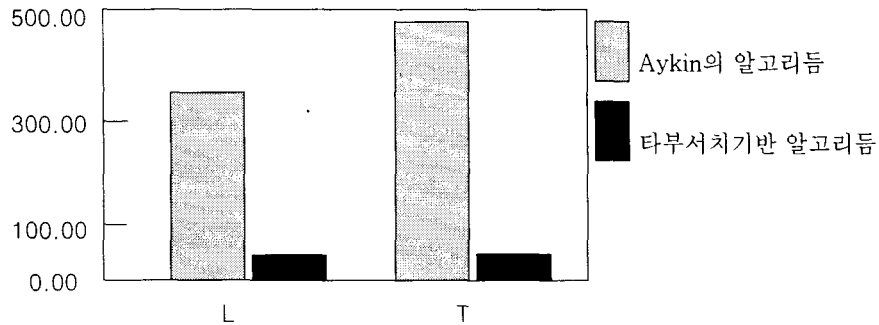
〈그림 2〉 허브 노드 후보지 수의 변화에 따른 해법의 소요시간



〈그림 3〉 허브 노드 수의 변화에 따른 해법의 소요시간



〈그림 4〉 용량 변화에 따른 해법의 소요시간



〈그림 5〉 허브 설립 비용 변화에 따른 해법의 소요시간

법의 소요시간의 변화를 나타낸다. 두 해법 모두 용량 제약식이 엄격해짐에 따라 소요시간이 큰 폭으로 증가하는 것을 알 수 있다. 이는 용량 제약식의 엄격함에 따른 문제의 복잡도 증가에 기인한 것으로 해석된다.

〈그림 5〉는 허브 설립 비용의 변화에 따른 두 해법의 소요시간의 변화를 나타낸다. 실험 결과, Aykin의 알고리즘은 허브 설립 비용 변화 제약이 엄격해짐에 따라 소요시간이 다소 증가한 반면, 타부 탐색 기반 알고리즘은 소요시간의 변화가 거의 없는 것으로 나타났다. 이는 타부 탐색 기반 알고리즘이 Aykin의 알고리즘에 비하여 상대적으로 허브 설립 비용의 변화에 둔감함을 의미한다.

이러한 실험결과를 미루어볼 때, 본 연구에서 제안된 타부 탐색 기반의 알고리즘은 기존에 제안되었던 Aykin의 알고리즘에 비해, 유효성 측면에서는 유사하며 효율성 측면에서는 우수한 것으로 평가된다. 또한, 허브 설립 비용의 변화에 대해서도 타부 탐색 기반의 알고리즘이 더 둔감한 것으로 평가된다.

V. 결론

본 연구는 다중 할당 전략을 고려한 허브-스포크

네트워크 설계 문제를 다루고 있다. 고려되는 문제에서 스포크 노드간에 운송되는 물량 및 운송 비용, 허브 설립 후보지의 위치 및 용량 등이 주어지며 스포크 노드간에 운송되는 물량은 직접 서비스, 하나의 허브를 경유하는 허브 서비스, 두 개의 허브를 경유하는 허브 서비스 등을 이용하여 전송된다. 주어진 문제는 위의 상황에서 비용을 최소화하도록 허브 서비스의 위치를 결정하고, 각 운송 물량의 운송 방법을 결정하는 것이다.

위 문제의 복잡도가 NP-Complete임이 알려져 있으므로 이의 해결을 위하여 메타 휴리스틱 기법인 타부 탐색 기법에 기반을 둔 해법이 제안되었다. 제안된 해법은 허브 설비 입지 결정과 운송 물량의 서비스 결정의 두 단계로 구성이 되었으며 해당 문제의 특성을 고려하여 타부 탐색 기법이 설계되었다. 해법의 효율성을 검증하기 위하여 CAB 데이터, AP 데이터 등이 이용되었다. 실험결과, 본 연구에서 제안한 해법이 기존 방법인 Aykin의 해법보다 효율성 측면에서 전반적으로 우수한 결과를 나타내었다. 따라서, 본 연구에서 제안한 알고리즘은 향후 허브-스포크 네트워크 설계를 위한 의사결정지원 시스템에서 기존의 해법과 더불어 사용될 수 있을 것으로 기대된다.

향후 연구과제로는 본 연구에서 고려하지 못했던 동적인 수요 변화에 대한 대처 및 허브 설비의 최소 용량에 대한 제약의 고려 등이 설정될 수 있다. 또한, 본 연구는 다른 연구들과 같이 허브 설비의 설립비용과 운송비용의 합을 최소화하는 것을 목적으로 하였으나, 서로 다른 특성을 갖는 두 종류의 비용을 분리하여 설립비용이 예산에 의해 제약을 받고, 운송비용을 최소화하는 형태의 모형의 구축도 향후 과제로 선정될 수 있다.

참고문헌

- 이현수, 신경석, 김여근(2005), "용량제한과 직접수송이 있는 Hub-and-Spoke 네트워크 설계: 진화알고리즘 기반의 접근법에 의해," *대한산업공학회지*, 31권 4호, 303-315.
- Aykin, T. (1994), "Lagrangian Relaxation Based Approaches to Capacitated Hub-and-Spoke Network Design Problem," *European Journal of Operational Research*, 79, 501-523.
- Boland, N., Krishnamoorthy, M., Ernst, A. and J. Ebery (2004), "Preprocessing and cutting for multiple allocation hub location problems," *European Journal of Operational Research*, 155, 638-653.
- Campbell, J. (1994), "Integer Programming Formulations of Discrete Hub Location Problems," *European Journal of Operational Research*, 72, 387-405.
- Carello, G., Croce, F., Ghirardi, M. and R. Tadei (2004), "Solving the hub location problems in telecommunication network design: A local search approach," *Networks*, 44, 94-105.
- Cunha, C. and M. Silva (2006), "A genetic algorithm for the problem of configuring a hub-and-spoke network for a LTL trucking company in Brazil," *European Journal of Operational Research*, to be published.
- Ebrey, J., Krishnamoorthy, M., Ernst A. and N. Boland (2000), "The capacitated multiple allocation hub location problem: Formulation and algorithms," *European Journal of Operational Research*, 120, 614-631.
- Ernst, A. and M. Krishnamoorthy, (1998), "Exact and heuristic algorithms for the uncapacitated multiple allocation p-hub median

- problem," *European Journal of Operational Research*, 104, 100-112.
- Ernst, A. and M. Krishnamoorthy (1999), "Solution algorithms for the capacitated single allocation hub location problem," *Annals of Operations Research*, 86, 141-159.
- Franke, M (2004), "Competition between network carriers and low-cost carriers—retreat battle or breakthrough to a new level of efficiency?," *Journal of Air Transport Management*, 10, 15-21.
- Ghobrial, A.(1991), "Competition for Hub Dominance: Some Implications to Airline Profitability and Enplacement Share", *Journal of Aviation/ Aerospace Education and Research*, 2, 20-29.
- Gillen, D. and W. Morrison (2005), "Regulation, competition and network evolution in aviation," *Journal of Air Transport Management*, 11, 161-174.
- Glover, F. (1989), "Tabu Search - Part I," *ORSA Journal on Computing*, 1, 190 - 206.
- Groothedde, B., Ruijgrok, C., and L. Tavasszy (2005), "Towards collaborative, intermodal hub networks: A case study in the fast moving consumer goods market," *Transportation Research Part E: Logistics and Transportation Review*, 41, 567-583.
- Hertz, A. and M. Widmer (2003), "Guidelines for the Use of Meta-heuristics in Combinatorial Optimization," *European Journal of Operational Research*, 151, 247 - 252.
- Klincewicz, J. (1994), "Avoiding Local Optima in the p-Hub Location Problem Using Tabu Search and GRASP", *Annals of Operations Research*, 40, 283-302.
- Liu, J., Li, C. and C. Chan (2003), "Mixed truck delivery system with both hub-and- spoke and direct shipment," *Transportation Research Part E.*, 39, 325-339.
- Nobilio, N. and C. Ugolini (2003), "Selective referrals in a 'hub and spoke' institutional setting: the case of coronary angioplasty procedures," *Health Policy*, 63, 95-107.
- O'Kelly, M. (1986), "The Location of Interacting Hub Facilities," *Transportation Science*, 20, 92-106.
- O'Kelly, M. (1987), "A Quadratic Integer Programming for the Location of Interacting Hub facilities," *European Journal of Operational Research*, 32, 393-404.
- Pierre, S. and F. Houéto (2002), "A tabu search approach for assigning cells to switches in cellular mobile networks," *Computer Communications*, 25, 464-477.
- Sasaki, M., Suzuki, A. and Z. Drezner (1999), "On the selection of hub airport for an airline hub-and-spoke system," *Computers & Operations Research*, 26, 1411-1422.
- Skorin-Kapov, D. and J. Skorin-Kapov (1994), "On Tabu Search for the Location of Interacting Hub Facilities", *European Journal of Operational Research*, 73, 502-509.
- Sohn, J. and S. Park (1998), "A Linear Program for the Two-Hub Location Problem", *European Journal of Operational Research*, 100, 617-622.
- Sung, C. and H. Jin (2001), "Dual-based approach for a hub network design problem under non-restrictive policy," *European Journal of Operational Research*, 132, 88-105.
- Yaman, H. and G. Carello (2005), "Solving the hub location problem with modular link capacities," *Computers and Operations Research*, 32, 3227-3245.

〈부록 A〉 운송물량의 서비스 결정

본 연구에서 제안된 해법에서는 현재해(허브 설립 후보지)가 결정되면 이웃해의 평가를 위하여 각 이웃해에 대하여 “운송_물량의_서비스_결정”이라는 서브 함수를 호출하여, 모든 출발지-목적지 쌍에 대한 운송 서비스를 할당하고 이 때의 총 운송 비용을 결정한다. 따라서, “운송_물량의_서비스_결정”이라는 서브 함수는 허브 설립지를 입력 요소로 하고 모든 출발지-목적지 쌍에 대한 운송 서비스와 총 운송 비용을 출력 요소로 한다.

“운송_물량의_서비스_결정” 함수는 간단한 휴리스틱 기법에 의하여 초기해를 설정하고, 타부 탐색 기법을 통하여 이 해를 개선해 나가는 과정으로 구성되어 있다. 본 연구에서 고려하는 이웃해의 크기가 매우 크므로, “운송_물량의_서비스_결정” 함수는 빠른 시간 내에 해를 제공하는 것이 필수적이다. 이를 위하여 전체 최적 기법보다 속도가 빠른 최초 최적 기법을 이용한다. 또한, 아래에서 언급한 선처리 작업을 통해 서브 함수의 실행 속도를 증가시킬 수 있다.

“운송_물량의_서비스_결정” 함수가 호출되는 이유는 현재 고려 중인 이웃해(허브 설립 후보지)가 다음 탐색의 후보해(Candidate Solution)로 선택될 수 있는지를 결정하기 위함이다. 만약, 현재 입력 요소로 주어진 이웃해(허브 설립 후보지)가 타부 리스트에 포함되어 있고 “운송_물량의_서비스_결정” 함수에 의해 얻어진 총 운송비용이 현재까지의 최적해의 목적함수 값(Current Best Obj Value)보다 크다면 현재 고려 중인 이웃해는 후보해로 선택될 수 없다. 또한, 현재 입력 요소로 주어진 이웃해가 타부 리스트에 포함되어 있지 않고 “운송_

물량의_서비스_결정” 함수에 의해 얻어진 총 운송 비용이 현재의 후보해의 목적함수 값(Candidate Obj Value)보다 크다면 현재 고려 중인 이웃해는 후보해로 선택될 수 없다. 즉, 타부 리스트의 포함 여부에 따라, 현재까지의 최적해의 목적함수 값과 현재의 후보해의 목적함수 값은 “운송_물량의_서비스_결정” 함수의 상한값 역할을 한다. 따라서, 초기해에서 얻어지는 하한값이 관련 상한값보다 크다면 후속 작업을 중지하고 현재 고려 중인 이웃해가 후보해로 선정될 수 없음을 통보한다. 이러한 작업을 통하여 전체 함수 실행 시간을 감소시킬 수 있다.

이상에서 논의된 내용을 정리하면 다음과 같다.

함수 “운송_물량의_서비스_결정”

단계 1. 선처리 작업

1.1. 하한값의 결정

- 모든 출발지-목적지 쌍에 대하여 허브 설비의 용량을 고려하지 않고 현재 고려 중인 설비를 이용하여 제공할 수 있는 최소의 비용을 제공하는 서비스를 선택하고 이 때의 목적함수 값을 하한값으로 한다.

1.2. 테스트

- 만약, 현재 입력 요소인 이웃해(허브 설립 후보지)가 타부 리스트에 포함되어 있지 않고, 1.1에서 구한 하한값이 현재의 후보해의 목적함수 값(Candidate Obj Value)보다 크다면 big_M 값을 리턴하고 함수를 종료한다.
- 만약, 현재 입력 요소인 이웃해(허브 설립 후보지)가 타부 리스트에 포함되고, 1.1에서 구한 하한값이 현재까지의 최적해의 목적

함수 값(*Current_Best_Obj_Value*)보다 크다면 *big_M* 값을 리턴하고 함수를 종료한다.

단계 2. 초기해 선정

2.1. 실행가능 여부 확인

- 모든 허브 설립지에 대하여 현재의 서비스를 위해 필요로하는 용량을 계산한다.
- 만약, 용량을 초과하는 허브 설립지가 없다면, 초기해가 최적해임을 의미하므로 초기해를 최적해로 하고 함수를 종료한다.

2.2. 용량 제약의 충족을 위한 보정 작업

- 용량을 초과한 허브 설립지 중 용량 초과량이 가장 큰 설립지에 대하여 해당 설비를 이용하는 출발지-목적지 쌍을 용량의 여유가 있는 차선의 설비로 재할당한다.

2.3. 모든 허브 설립지가 용량 제약을 만족할 때까지 2.2를 반복한다.

단계 3. 이웃해의 탐색

3.0. 파라미터 초기화

- *Candidate_Allocation_Obj_Value*를 임의의 큰 값으로 할당한다.

3.1. 이웃해의 선정

- *Current_Allocation*에서 임의의 출발지-목적지 쌍을 선택하여 현재의 서비스를 변경한다. 이 때 변경할 수 있는 서비스는 다음과 같다.
 - 만약 *Current_Allocation*이 용량 제약을 만족하고, 과거 *n*번의 탐색에서 해의 개선이 있었으면 용량 제약을 만족시키는 서비스만을 이용할 수 있다.
 - 만약 위의 경우에 해당되지 않는다면,

용량 제약과 무관하게 모든 서비스를 이용할 수 있다.

3.2. 이웃해의 평가

CASE 1) *Current_Allocation*이 용량 제약을 만족시키지 못 하는 경우,

- 현재 선택된 출발지-목적지 쌍이 *Allocation_Tabu_List*에 포함되어 있지 않고 총 운송 비용 및 실행불가능 정도에 따른 벌칙 비용의 합이 *Candidate_Allocation_Obj_Value*보다 작으면, *Candidate_Allocation_Obj_Value*를 총 운송 비용 및 실행불가능 정도에 따른 벌칙 비용의 합으로 하고 *Candidate_Allocation*을 현재의 서비스로 교체한다.
- 현재 선택된 출발지-목적지 쌍이 *Allocation_Tabu_List*에 포함되어 있고 총 운송 비용 및 실행불가능 정도에 따른 벌칙 비용의 합이 *Current_Best_Allocation_Obj_Value*보다 작으면, *Candidate_Allocation_Obj_Value*를 총 운송 비용 및 실행불가능 정도에 따른 벌칙 비용의 합으로 하고 *Candidate_Allocation*을 현재의 서비스로 교체한다.

CASE 2) *Current_Allocation*이 용량 제약을 만족시키는 경우,

- 현재 선택된 출발지-목적지 쌍이 *Allocation_Tabu_List*에 포함되어 있지 않고 총 운송 비용이 *Candidate_Allocation_Obj_Value*보다 작으면, *Candidate_Allocation_Obj_Value*를 총 운송 비용으로 하고 *Candidate_Allocation*을 현재의 서비스로 교체한다.
- 현재 선택된 출발지-목적지 쌍이 *Allocation_Tabu_List*에 포함되어 있고 총 운송 비용이 *Current_Best_Allocation_Obj_Value*보다 작으면, *Candidate_Allocation_Obj_Value*

를 총 운송 비용으로 하고 *Candidate Allocation*을 현재의 서비스로 교체한다.

3.3. 최초 최적 기법의 적용

- 만약, *Candidate_Allocation_Obj_Value*가 *Current_Allocation_Obj_Value* 보다 작으면 단계 4로 이동한다.
- 모든 이웃해가 탐색될 때 까지 3.1과 3.2를 계속한다.

단계 4. 업데이트

4.1. 타부 리스트의 크기 업데이트

- 만약 *Candidate_Allocation_Obj_Value*가 *Current_Allocation_Obj_Value* 보다 크고, *Allocation_Tabu_List_Size*가 n 보다 작다면, *Allocation_Tabu_List_Size*를 1만큼 증가시킨다.
- 만약 *Candidate_Allocation_Obj_Value*가 *Current_Allocation_Obj_Value* 보다 작고, *Allocation_Tabu_List_Size*가 2보다 크다면, *Allocation_Tabu_List_Size*를 1만큼 감소시킨다.

4.2. 타부 리스트의 업데이트

- 직전 *Current Allocation*에서 서비스가 변경된 출발지-목적지 쌍을 *Allocation_Tabu_List*에 포함시키고, *Allocation_Tabu_List*의 원소 중 *Allocation_Tabu_List_Size* 이전에 포함된 출발지-목적지 쌍을 삭제한다.

4.3. 현재해의 업데이트

- *Current_Allocation*을 *Candidate_Allocation*으로 교체하고 *Current_Allocation_Obj_Value*를 *Candidate_Allocation_Obj_Value*로 교체한다.

4.4. 현재 최적해의 업데이트

- 만약 *Current_Allocation_Obj_Value*가 *Current_Best_Allocation_Obj_Value*보다 작다면 *Current_Best_Allocation_Obj_Value*를 *Current_Allocation_Obj_Value*로 교체하고 *Current_Best_Allocation*을 *Current_Allocation*으로 교체한다.

단계 5. 종료 조건

- 총 탐색 수가 n^2 을 초과하거나 과거 $2n$ 번의 탐색 동안 해의 개선이 없으면 *Current_Best_Allocation*을 최적의 서비스 할당으로 하고 알고리즘을 종료한다.
- 단계 3을 수행한다.

Hub-Spoke Network Design considering multiple allocation

Hyun-Woong Jin* · Sukun Park**

Abstract

The logistics network design problem has been one of the important decision problems in the area of production management as well as management science. As a consequence, traditional models such as the p -median network and the p -center network were developed as modeling tools for the logistics network. However, as the logistics network has become more complex due to globalization, the development of realistic and effective network models is now required. The hub-spoke network is one of the network models which has been developed so as to model large scale networks such as airline passenger flow networks, telecommunication networks and parcel delivery networks.

The hub-spoke network consists of hubs and spoke nodes, and the traffic generated at each spoke node(origin) is mainly transported via some hubs(while sometimes being transported directly) to the associated destination spoke node. Because most of the traffic is transported via hubs, the traffic flow between each pair of hubs increases greatly in quantity. Such increased traffic flow between hubs induces economies of scale, which decreases the inter-hub transportation cost per unit of flow. The objective of the hub-spoke network design problem is to determine all the required hub locations among the given hub candidate sites, as well as to identify all the spoke-to-spoke routes so that the related network design cost is minimized.

Because it has been widely used for large scale network modeling, many researches considering the hub-spoke network design problem have been published. However, due to the complexity issue, most of these researches adopted a single allocation strategy in the hub-spoke network design. Therefore, this paper deals with the hub-spoke network design

* Associate Professor, Dept. of Business Administration, Hannam University

** Graduate Student, Dept. of Industrial Engineering, KAIST

problem considering a multiple allocation strategy. Moreover, the considered problem allows direct service as well as hub service and assumes each hub to have limited capacity.

Because the complexity of the considered problem is NP-complete, a heuristic solution algorithm based on Tabu Search is proposed in this paper. Tabu search is a meta-heuristic procedure based on the neighborhood search algorithm and has been widely adapted in the network design area. Since the meta-heuristic procedure is defined as a form of black-box model to be adapted to various combinatorial optimization problems, it becomes necessary for the detailed algorithm design to reflect the characteristics of the considered problem. In this paper, the solution procedure consists of two sub-procedures: first, finding the hub locations and secondly finding the routes of each traffic. Both procedures are designed by taking into account the characteristics of the considered problem. The solution procedure seems to conform to the guidelines for the use of meta heuristic procedures proposed by Hertz and Widmer(2003).

In order to evaluate the effectiveness of the proposed procedure, the procedure is coded in C++ language and tested with well-known numerical examples such as CAB data and AP data. The performance of the proposed procedure is evaluated in terms of the elapsed time and the objective function value of the final solution. And the performance of the proposed algorithm is compared with a heuristic algorithm proposed by Aykin, which is the only known algorithm for the considered problem. Test results show that the objective function values of two algorithms are similar, although the averaged elapsed time of the proposed algorithm is less than 20% of the averaged elapsed time of Aykin's algorithm. Therefore, it is inferred that the proposed algorithm is as effective as Aykin's algorithm in terms of the objective function value and more efficient than Aykin's algorithm in terms of the elapsed time. As a result, it is submitted that the proposed algorithm can be effectively used as an engine of the decision support system for the logistics network design.

Key words: Hub-Spoke Network, Multiple allocation, Tabu Search, Meta Heuristics