

차량경로 문제에 대한 Guided Tabu 검색

이승우* · 이화기**

*한국기계연구원 지능형생산시스템연구본부 · **인하대학교 산업공학과

Study on the Guided Tabu Search for the Vehicle Routing Problem

Seung Woo Lee* · Hwa Ki Lee**

*Intelligent Manufacturing Systems Research Division, KIMM

**Department of Industrial Engineering, INHA University

Abstract

The vehicle routing problem determines each vehicle routes to find the transportation costs, subject to meeting the customer demands of all delivery points in geography. Vehicle routing problem is known to be NP-hard, and it needs a lot of computing time to get the optimal solution, so that heuristics are more frequently developed than optimal algorithms. This study aims to develop a heuristic method which combines guided local search with a tabu search in order to minimize the transportation costs for the vehicle routing assignment and uses ILOG programming library to solve. The computational tests were performed using the benchmark problems. And computational experiments on these instances show that the proposed heuristic yields better results than the simple tabu search does.

Keywords : Vehicle Routing Problem, Tabu Search, Guided Local Search

1. 서론

물류비용의 감소를 위해서는 적합한 배송정책을 수립하여 운영하는 것이 중요하다. 적절한 배송정책이란 전체 차량의 운행거리를 최소화하고, 운행차량의 수를 줄이며, 차량의 적재용량을 최대한으로 활용하는 것이다. 따라서 각 차량은 동일한 수요지점을 중복 방문하지 않으며, 가능한 한 하나의 차량이 많은 수요지점을 방문하도록 배송계획을 수립해야 한다. 차량경로문제(vehicle routing problem : VRP)는 다수의 수요지점에서 발생하는 수요를 만족시키는 차량의 경로를 결정하는 문제이다. 일반적으로 차량경로문제는 차량의 적재 용량과 대수, 운행거리의 제약 하에서 최소의 비용으로 모든 수요를 만족할 수 있는 차량의 경로를 구하는 것이다. 차량경로문제는 수리적으로 NP-hard 문제에 속하는 계산량이 매우 많은 문제이다. 또한 문제의 크기가 커질수록 계산량이 급속히 증가하는 등 규모가 큰 문제에 최적화 해법을 적용하기에는 어려움이 많아

계산 시간에 따라 목적하는 해에 수렴해 나가는 정도의 중요성에 의해 발견적 해법이 상대적으로 활발히 연구되고 있다.

본 연구에서는 발견적 해법의 하나인 타부 탐색(tabu search)을 안내지역탐색(guided local search)과 접목시켜서 차량경로문제를 보다 빠른 시간 안에 목적하는 수준의 해를 구할 수 있는 발견적 해법을 제시한다.

2. 이론적 고찰

2.1 차량경로문제(vehicle routing problem)

차량경로문제는 Dantzig와 Ramser[5]에 의해 제기된 이후 관련된 제약 조건을 다양화하여 광범위한 연구가 꾸준히 진행되고 있으며, 최근에 이르러서는 물류와 관련한 수송비 절감의 필요성에 대한 인식으로 그 중요성을 더해 가고 있다.

† 교신저자: 이승우, 대전시 유성구 신성로 104 한국기계연구원 지능형생산시스템연구본부

M · P: 010-3462-7147, E-mail: lsw673@kimm.re.kr

2008년 1월 접수; 2008년 2월 수정본 접수; 2008년 2월 게재확정

기본적인 차량 경로 문제는 단일 창고가 존재하며, 하나의 경로에 차량 한 대를 할당하고, 모든 고객의 수요를 충족시키며, 차량의 용량 이상 운송할 수 없다.

또한 모든 차량은 중앙 창고에서 출발하여 중앙창고로 돌아올 것을 가정하고 있다. 다양한 문제 상황에 따라 운행 거리 제약(distance constraint), 방문 시간대 제약(time windows), 고객 2회 이상 방문 가능(split demand) 등과 같은 제약을 가진다.

적용 대상의 여러 가지 상황을 각각의 제약 식으로 표현하여 해당 문제를 모형화 할 수 있는데, Bodin 등 [2]에 의하면 다음과 같은 제약들이 고려되고 있다.

① 차량의 종류 및 대수

- 차량의 최대용량 혹은 차량의 주행속도 등과 같은 차량 고유의 특성이 다른 경우.

- 가용 차량의 수가 고정된 상태에서 총비용의 최소화를 목표로 하거나 필요한 차량의 수를 결정하는 경우.

② 고객 수요의 특성

- 고객의 수요가 확정적으로 발생하는 경우이거나, 확률적으로 발생하는 경우.

- 한 명의 고객에게 여러 대의 차량이 방문할 수 있는 분산 수요(split demand)를 허용하는 경우.

③ 네트워크의 특성 : 방향성 존재 유무.

- 고객 간의 경로(arc)에 방향성이 존재하는 경우.

④ 비용 : 고정비 및 변동비, 운행비

⑤ 고객 특성 : 시간제한, 수·배송 등.

- 특정 고객의 수요 충족 시간대가 요구되어지는 경우(time windows).

- 수송과 배송이 동시에 이루어지거나, 혹은 수송, 배송이 혼합된 경우(pickup and delivery)

⑥ 중앙 창고 (depot)

- 중앙 창고가 둘 이상일 때 창고간 혼용이 허용되지 않는 경우, 독립된 차량 경로 문제로 나누어 생각할 수 있다.

- 중앙 창고가 둘 이상일 때 창고간 혼용이 허용된 경우(창고1에서 출발하여 창고3에 도착).

위와 같은 제약의 추가는 기본적인 차량경로문제의 해법이 존재하면 그것을 응용하여 해결할 수 있다고 사료된다.

2.2 타부 검색(tabu search)

타부 탐색 기법은 인간의 기억 과정을 이용한 복잡한 해 영역에서 근사 최적 해를 찾기 위한 경험적 해법이다. 타부 탐색의 중요 요소는 유연한 메모리를 사용하는 것이다. 1960년대 후반과 1970년대 초반에 시작된

타부 탐색은 Glover[7,8,9]에 의해 현재의 형태로 발전되었다. 타부 탐색의 기본 개념은 Hansen과 Jaumard [10]에 의해 처음으로 제시되었다.

메모리의 탐색 방법을 세심하게 적용할 경우 특별한 문제를 효과적으로 해결 할 수 있다. 타부 탐색 기법은 작업자 및 기계 일정 계획 문제, 전화 통신 경로 배정, 차량 경로 문제 등의 많은 분야에서 좋은 해를 제시하고 있다.

타부 탐색은 이웃해 탐색방법(neighbour search method)과 탐색절차가 유사하므로 먼저 이웃해 탐색절차를 간단히 설명한다. 다음과 같은 최적화 문제가 있다고 하자.

$$\text{최소화 } F(s)$$

$$\text{제약조건 } s \in X$$

여기서 X 는 해의 공간이며, $F(s)$ 는 목적함수이다. 초기해 $s_0 \in X$ 를 현재해 s 로 하여 탐색을 시작한다. 탐색의 매 단계마다 s 를 이동(move)하여 이웃해 집단 $N(s)$ 를 생성하고, 이웃해 $s_i \in N(s)$ 중에서 $F(s_i)$ 가 최소가 되는 s' 를 선택한다. 이때 만약 $F(s') < F(s)$ 이면 s' 를 현재해로 대체하여 탐색을 계속하고, 그렇지 않으면 탐색을 끝낸다. 이웃해 탐색방법에서 찾아진 해는 최적해가 보장되지 않는다.

그러나 타부 탐색은 각 단계에서 타부조건과 열망기준을 만족하는 가장 좋은 이웃 해를 선택한다는 점에서 일반적인 부분탐색 방법과 다르다. 타부 탐색의 기본적인 탐색절차는 초기해 $s_0 \in X$ 를 현재해로 탐색을 시작하여 이웃해 집단 $N(s)$ 를 생성하고 그 중에서 $F(s)$ 가 최소가 되는 s' 를 선택한다. 이때 $F(s') < F(s)$ 이면 s' 를 현재해로 하여 탐색을 진행하는 절차는 이웃해 탐색방법과 같다. 그러나 타부 탐색은 선택한 s' 가 $F(s') < F(s)$ 일지라도 탐색공간을 넓히기 위하여 s' 를 현재해로 하여 탐색을 계속한다. 그리고 해의 반복이나 사이클링을 방지하기 위해 s' 가 tabu 목록에 있는 해가 되지 않도록 한다. 또한 더 나은 해를 찾기 위하여 새로 찾아진 s' 가 tabu 목록에 있는 해일지라도 열망기준을 사용하여 s' 가 이 기준을 만족하면 이를 선택한다. 타부 탐색은 이상과 같은 탐색절차를 일정 횟수동안 반복하여 해를 찾는 방법이다.

일반적으로 타부 탐색 기법에서는 현재 해에서 여러 이웃해를 생성함으로써 해 공간의 탐색을 강화(intensification)하거나 다양하게 탐색(diversification)하기 위하여, 최근에 생성된 한정된 해의 이동 정보를 tabu 목록에 기억하는 단기 기억(short term memory)과 해의 이동 정보를 처음부터 현재까지 기억하는 장기기억(long term memory)을 이용하는 여러 연구가 이루어 졌다.

타부 탐색 기법에서는 고려되는 현재 해에서 여러 이웃 해를 생성하는 이동방법으로는 해의 원소를 교환, 삽입, 삭제, 첨가하는 방법을 사용한다. Tabu 매개변수에는 tabu 속성, tabu 목록의 크기, 열망수준 등을 고려한다. Tabu 목록은 일정횟수의 이동이라 하는 해의 이동정보를 일정기간 기억하는 것으로 해의 이동에 관한 정보를 나타내는 tabu 속성을 정의하여야 한다. 조합최적화 문제에서 tabu 속성은 보통 이동하는 원소와 그 위치 등으로 나타낸다. Tabu 목록의 크기는 tabu 목록에 저장되는 tabu 속성의 개수를 나타낸다. 일반적으로 tabu 목록은 일정개수의 tabu 속성으로 구성되고 새로운 tabu 속성이 들어오면 가장 먼저 들어온 tabu 속성이 tabu 목록에서 빠져나가게 된다. 즉 선입 선출(first in first out)방식으로 목록이 변화한다. 열망수준은 tabu상태에 있으나 해가 어느 기준 이상이면 해의 이동을 허락하는 기준이다. 현재해의 가장 좋은 이웃해가 tabu상태에 있으나 열망수준을 만족하면 그 이웃해로 이동을 허락한다. 열망수준을 사용함으로써 탐색을 효과적으로 할 수 있다[1]. 그러나 tabu 탐색도 지역 해에 빠져들면 더 이상의 해의 개선은 제한적이다.

본 연구에서 타부 탐색을 주어진 문제에 적용하기 위해서 문제의 특성과 크기에 맞는 초기해, 해의 이동, 이웃해의 생성방법, 해의 순환을 막기 위한 tabu 목록의 크기, 열망기준, 종료조건, 평가기준 등은 3장에서 다루고자 한다.

2.3 안내지역 탐색(guided local search)

안내 지역 탐색(guided local search : GLS)은 언덕-등산 알고리즘(hill-climbing algorithm)등이 지역 해(local optima)에서 벗어나도록 제안된 관리 전략이라 할 수 있다. GLS는 벌점(penalty terms) 집합을 포함한 문제의 확장된 비용 함수를 통하여 탐색영역에서 국부적 탐색을 안내하는 탐색과 관련된 정보에 이점을 가진다. 국부적 탐색은 벌점에 의해 제한되어지고, 탐색영역의 발전된 가능한 영역으로 집중시킨다. GLS에서의 탐색 방법은 반복을 통하여 국부적 탐색을 실행하고, 각 탐색에서 국부적 최소를 얻어 다시 벌점을 수정하고, 수정된 비용함수를 최소화하기 위한 탐색을 다시 실행한다. 여기서 벌점 수정은 탐색동안 얻어진 정보나 사전 정보에 따른 탐색에서 얻어진 해를 조정하는 것이다. 사전 정보를 통하여 문제를 정의하는 제약 식으로 전환하고, 고려되는 해의 후보의 수를 줄이게 된다. GLS는 이 정보를 기초로 하여 탐색동안 또 다른 제약 식들을 추가함으로써 얻어진 정보를 이용한다[13].

GLS는 시뮬레이티드 어닐링(simulated Annealing)이나 tabu 탐색과 같은 다른 메타휴리스틱과는 달리 국부적 탐색의 내부 작용을 수정하지 않는다. 대신 국부적 탐색의 절차에서 연속적인 반복을 통한 비용함수를 수정한다. 탐색을 하기 전 GLS는 해를 유동적으로 제약 가능하게 하기 위하여 벌점(penalty terms)을 포함한 확장된 비용함수로 변환한다. 그러므로 GLS는 해를 특정지우기 위해 비용에 관한 특성을 다음의 식(2.1)과 같이 특정지우고, 벌점을 포함한 확장된 비용함수로서 특성 f_i 를 제약한다.

$$f_i = I_i(s) = \begin{cases} 1, & \text{해 } s \text{가 특성 } i \text{를 가질 때} \\ 0, & \text{그렇지 않으면} \end{cases} \quad (2.1)$$

, $s \in S$

확장된 비용함수(augmented cost function)는 다음과 같이 정의한다.

$$h(s) = g(s) + \lambda \cdot \sum_{i=1}^M p_i \cdot I_i(s) \quad (2.2)$$

여기서 $g(s)$ 는 벌점을 부과하기전의 원래 비용함수이고, M 은 해에서 정의된 특성들의 수이며, p_i 는 특성 f_i 와 정규화(regularization) 파라미터 λ 에 대응하는 벌점 파라미터로서 만약 벌점을 맞은 노드가 또 다시 벌점을 맞는 경우 가중치를 두어서 다시는 벌점을 맞지 못하게 하는 역할 등을 하게 된다. f_i 는 지역 탐색에 의해 방문되어지는 해들이 어떤 국부적 최소에 포함된 탐색 절차에 대한 정보를 나타낸다. 즉 국부적 최소에 도달했다고 가정하면 $f_i=1$ 이 되고, 해의 비용 특성을 고려하여 벌점을 부과하기 위한 특성을 나타내는 것이다. 또한 λ 는 탐색 절차상에서 해에 대한 정보의 영향을 제어하기 위한 방법을 제공하고 해의 비용에 관한 벌점의 중요한 관계를 나타낸다. 즉 벌점을 이용하여 원래의 비용함수와의 관계를 생각하여 알맞은 표준을 정하여 지역 해를 벗어날 수 있는 해의 개선을 나타낸다. λ 는 0과 1사이에서 선택적으로 사용한다.

GLS는 반복적으로 지역 탐색을 실시하고 벌점을 수정한다. 각각의 지역 탐색은 국부적 최소를 형성하고, 조정은 정보의 기본을 만든다. 처음에 모든 벌점 파라미터들은 0으로 형성(즉 어떠한 특성들도 제약을 받지 않는다.)되고 확장된 비용 함수의 국부적 최소를 찾기 위해 지역 탐색을 실시한다. 처음에 국부적 최소와 계속되는 각각의 국부적 최소 점 이후에 알고리즘은 확장된 비용 함수에 관해 조정을 실시하고, 다시 지역 탐색을 재 실시한다. 조정은 하나 또는 그 이상의 국부적 최소에 벌점 파라미터를 증가시키게 된다. 조정이 실시되기 전의 정보는 선택되어진 곳에 벌점 파라미터를 증가시킴으로써 확장된 비용 함수에 점차적으로 적용

시키게 된다.

특성들의 수를 가지는 어떤 특성의 국부적 최소 s^* 가 있다고 하면, $f_i=1$, 즉 $I_i(s^*)=1$ 이 되며, 국부적 최소 s^* 에서 별점 파라미터는 다음의 식 (2.3) 표현이 최대가 되는 모든 특성들 f_i 에 대해 하나씩 증가된다.

$$util(s^*, f_i) = I_i(s^*) \cdot \frac{c_i}{1+p_i} \quad (2.3)$$

즉, 특성 f_i 의 별점 파라미터의 증가는 식 (2.3) 함수 $util$ 에 조정을 고려한다는 것이다. 여기서의 $util$ 은 식 (2.2)에서의 p_i 의 별점 조정을 위한 조정을 나타내고, 국부적 최소에서 최대 $util$ 을 가진 조정이 선택되어지고 행해진다. 별점 파라미터 p_i 는 전체적으로 높은 비용의 특성들에만 편향되게 별점을 부여하는 것을 막기 위하여 같이 고려된다. 식 (2.3)에서 별점 파라미터의 역할은 어떠한 특성이 몇 번의 별점이 부과되었는지를 세는 카운터이다. 어떠한 특성이 탐색과정의 반복 동안 여러 번의 별점을 부과 받았다고 하면 $\frac{c_i}{1+p_i}$ 의 식에서 해당되는 특성은 감소되고, 따라서 다른 특성들로 별점이 부과되는 선택의 기회가 주어지게 되는 것이다.

3. 제안된 차량배정 알고리즘 수립 및 개발

3.1 모형의 가정

차량경로문제에 대한 전통적인 모형은 Dantzig와 Ramser[5]에 의해 제시되었다. 이모형에서는 단일의 본점($i=0$)과 n 개의 수요지점, 그리고 차량최대용량이 Q_i 인 m 대의 차량을 보유하고 있다. 또한 각각의 수요지점의 수요량은 q_i 로 알려져 있고, 차량의 운행거리에 대한 제한이 있을 수도 있다. 이러한 차량경로문제에서는 다음과 같은 가정을 사용한다.

- 가정 1 : 모든 차량은 본점을 출발하여 다시 본점으로 돌아온다.
- 가정 2 : 본점을 제외한 모든 수요지점은 한 대의 차량에 의해서 한번만 방문된다.
- 가정 3 : 모든 수요지점의 수요량은 차량의 적재용량을 넘지 않는다.
- 가정 4 : 각각의 차량의 경로에 포함된 수요지점의 수요량의 합은 차량의 적재용량을 초과할 수 없다.
- 가정 5 : 모든 수요지점의 수요량은 알려져 있다.

3.2 기호의 정의 및 모형

차량경로문제의 수리적 모형으로 Fisher와 Jaikumar[6]의 정수계획모형, Christofides 등[3]의 모형 등 다양한 형태의 모형들이 발표되었다. 본 논문에서는 Fisher와 Jaikumar[6]의 모형을 이용하여 차량경로문제의 모형을 제시한다.

[수리적 모형을 위한 기호와 변수들]

- i : 고객 index $i=2, \dots, n$, $i=1$ 일 경우 중앙 창고
- k : 차량 index $k=1, \dots, m$
- c_{ij} : 고객 i 에서 고객 j 로 운송비용
- q_i : 고객 i 의 수요
- Q_k : 차량 k 의 최대 용량
- x_{ijk} : 차량 k 가 고객 i 에서 고객 j 로 즉시 방문 할 경우 1, 아닐 경우 0
- y_{ik} : 차량 k 가 고객 i 를 방문 할 경우 1, 아닐 경우 0
- S : 고객의 집합. 즉 중앙 창고를 제외한 i 의 집합. $S=\{2, \dots, n\}$

$$\text{Minimize } \sum_{i,j} c_{ij} \sum_k x_{ijk} \quad (3.1)$$

$$\text{s.t } \sum_k y_{ik} = \begin{cases} 1, & i=2, \dots, n \\ m, & i=1 \end{cases} \quad (3.2)$$

$$\sum_i q_i y_{ik} \leq Q_k \quad k=1, \dots, m \quad (3.3)$$

$$\sum_j x_{ijk} = \sum_j x_{jik} = y_{ik} \quad (3.4)$$

$$i=1, \dots, n, \quad k=1, \dots, m$$

$$\sum_{i,j \in S} x_{ijk} \leq |S| - 1 \quad (3.5)$$

$$\text{for all } S \subseteq \{2, \dots, n\}, \quad k=1, \dots, m$$

$$y_{ik} \in \{0, 1\} \quad i=1, \dots, n, \quad k=1, \dots, m \quad (3.6a)$$

$$x_{ijk} \in \{0, 1\} \quad i, j=1, \dots, n, \quad k=1, \dots, m \quad (3.6b)$$

위 모형은 차량의 수가 확정된 경우의 모형이므로, 차량의 수를 결정하는 경우에는 식 (3.2)에서 차량 수 k 를 식 (3.7)와 같이 설정한다.

$$\sum_k y_{ik} \leq m \quad \text{for } i=1 \quad (3.7)$$

식 (3.1)에서 비용은 고객 간에 차량의 이동이 존재

할 경우에만 발생하므로 목적함수는 위와 같이 된다.

즉 총 운행 거리(또는 시간)를 최소화하는 목적 식인데, 이때 거리(또는 시간)는 비용과 일대일 대응하므로 식(3.1)은 곧 총 운행비용을 최소화하는 목적 식이기도 하다. 식 (3.2)는 모든 고객 i 에게 차량이 도달하도록 하는 제약식이며(중앙창고는 가정에 의해 모든 차량이 방문하게 된다.), 식 (3.3)은 차량 k 에 의해 만족되는 수요의 총합이 차량 최대 용량보다 작아야 한다는 것을 의미하는 차량 용량 제약식이며, 식 (3.4)는 차량의 흐름 보존(flow conservation) 제약식이다. 식 (3.5)는 외판원 문제에 사용되는 하부경로(subtour)방지 제약식이다.

3.3 차량경로 배정을 위한 guided tabu 탐색

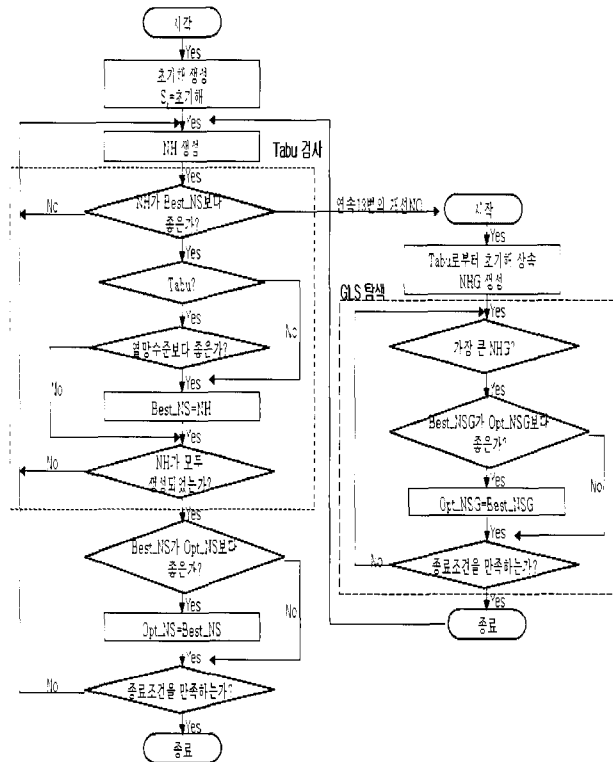
앞의 2장에서 제시한 안내지역탐색을 접목시킨 타부 탐색 기법을 차량경로문제에 적용하기 위해서 고려되는 초기해 및 평가기준, 이웃해 생성, 매개변수, 종료조건 등을 알아보면서 제안한 알고리즘에 대한 설명을 한다. 본 연구에서 제안한 경로 배정 절차 흐름도는 <그림 1>과 같으며, 대략적으로 4개의 절차(phase)로 나뉘어 다음과 같이 구성되어 있다.

절약해법 탐색 알고리즘으로 초기 해를 생성하고, tabu 탐색 알고리즘을 주 탐색 알고리즘으로써 개선해를 생성하고 개선해가 정하여진 기준에 포함되었을 때 국부 해에 빠졌다고 판단하여 지역안내탐색으로 이동하여 해의 이동을 하고 다시 tabu 탐색 알고리즘으로 돌아오는 형식의 알고리즘으로 해를 갱신해 나간다.

[기호 및 변수]

- St : 현재 해로서, 반복에 의해 생성되는 경로 배정의 schedule 을 나타냄.
- NH : 현재 해에서 생성한 하나의 이웃해.
- Best_NS : 현재해로부터 생성한 모든 이웃해 중 가장 좋은 이웃해.
- Opt_NS : 최선 해로서 종료조건을 만족할 때까지 생성한 Best_NS 중 가장 좋은 해.
- NHG : 안내지역탐색에서 현재해로부터 생성한 하나의 이웃해.
- Best_NSNG : 안내지역탐색에서 현재해로부터 생성한 모든 이웃해 중 가장 좋은 이웃해.
- Opt_NSNG : 안내지역탐색에서 최선 해로서 종료조건을 만족할 때까지 생성한 Best_NS 중 가장 좋은 해.
- M(St) : St의 총 경로배정비용
- TL : tabu list. tabu 목록은 tabu속성의 집합으로서 탐색과정 중 tabu 목록크기는 TLs로 제한

- TLs : tabu list size. tabu목록의 최대 크기
- ta : tabu attribute. 해의 순환을 방지하고, 탐색속도를 빠르게 하기 위한 해의 이동을 제약하는 tabu 속성으로서, 여기서는 각 노드의 연결지인 arc를 나타냄
- ac : aspiration criterion. tabu search의 열망기준



<그림 1> 제안된 차량경로 배정 절차

[Phase I] : 초기화

본 연구에서는 가능한 모든 고객의 쌍에 대해 절약 (saving)을 구하여 가장 큰 절약 순서대로 제약식을 만족하고 경로를 만들어 가는 경로 형성 기법(constructive method)인 절약해법(savings algorithm)으로 생성된 경로배정을 초기해로 하여 타부 탐색을 적용한다. 즉,

▶ 단계 1. 초기 해를 구한다.

본 문제에서는 Clarke와 Wright[4]에 의해 만들어진 절약해법(savings algorithm)을 적용하여 생성된 배정 절차를 초기해로 한다. 절약해법은 중앙창고(depot)와 고객을 바로 연결하는 N개의 직접 경로로부터 시작하여 임의의 두 개의 차량경로를 합칠 경우 비용이 절약 되면 두 개의 경로를 합쳐 새로운 차량경로를 만드는 과정을 반복하는 알고리즘이다. 즉, 모든 수요지점간의 절약(saving)을 계산하고 이를 내림차순으로 정렬한 후 절약기법으로 초기 해를 구한다.

▶ 단계 2. 여기서 구한 해와 경로를 현재해와 최선해로 저장한다. 평가기준은 차량의 총 운행비용으로 한다.

[Phase II] : 이웃해 생성

타부 탐색을 차량경로문제에 적용하여 해를 탐색할 때 찾아진 하나의 현재 해를 s 라 한다. 현재해 s 에서 이웃해 s' 를 생성하는 이동 방법으로 두 개의 원소를 서로 교환하는 교환이동(swap move)과 하나의 원소를 다른 위치로 삽입하는 삽입이동(insert move)방법에 의한 경로배정을 생성한다. 즉,

▶ 단계 1. 초기 해에서의 NH들을 모두 초기화한다.

▶ 단계 2. 현재 해에서 선택 가능한 모든 이웃해중에서 비용이 가장 큰 node를 선택한다.

▶ 단계 3. 선택된 node를 재배치(relocation), 교환(exchange)과 2-opt의 방법을 통하여 이웃 해를 개선한다.

생성된 해를 통하여 해의 이동을 실시하는데, 해의 이동(move)은 하나의 가능해로부터 생성한 모든 이웃해 집단 중에서 하나의 이웃해로 이동하는 것이다. 본 연구에서 이동(move)이란 교환(exchange)과 2-opt의 교환이동방법과, 재배치(relocation)의 삽입이동방법을 사용하여 이웃 해를 생성하고, tabu 제약과 열망기준을 만족하는 가장 좋은 이웃해로의 변환을 말한다. 교환은 임의의 두 경로를 선택하여 각 경로상의 가능 고객 쌍을 경로 간에 교환하여 가장 좋은 경로를 선택하는 방식이다. 2-opt는 임의의 한 경로를 선택하여 경로상의 2개의 node를 지우고, 새로 재설정하여 가장 좋은 경로를 선택하는 방식이다. 재배치는 임의의 한 고객을 다른 경로에 재배치하여 가장 좋은 경로를 선택하는 방식이다.

[Phase III] : tabu 검사

Tabu 검사를 실시하면서 순환에 빠지거나, 부분최적에 빠지지 않도록 tabu목록의 크기를 15로 조절하고, 어떤 이동이 tabu상태이지만 이를 해제하여 해의 이동을 가능케 하는 기준인 열망기준을 현재까지 탐색한 가장 좋은 해, 즉 최선해로 하였다. 또한 종료조건으로는 반복수, 탐색한 이웃해의 수, 최선 해를 개선하지 못한 횟수 등이 있으나, 본 연구에서는 GLS상에서는 반복수 또는 해의 개선여부를 통한 tabu전환의 종료와 tabu에서는 탐색시간을 이용한다. 단계별로 나타내면,

▶ 단계 1. 이웃해 생성절차 단계에서 생성된 하나의 현재해(St)에서 t_a , $M(St)$ 를 구한다. $M(St) < M(Best_NS)$ 이면 단계 2로 가고, 그렇지 않으면 단계7로 간다.

▶ 단계 2. $t=1$, $t=1, 2, \dots, TLs$.

▶ 단계 3. t_a 가 TL에 속하면(즉, tabu 속성이 타부 목록에 포함되는지를 검사) tabu이므로 단계 5로 가고, 그렇지 않으면 단계 4로 간다.

▶ 단계 4. $t \geq TLs$ 이면 단계 5로 가고, 그렇지 않

으면 $t = t+1$ 단계 3으로 간다.

▶ 단계 5. $M(St) < ac$ 이면 $ac=M(St)$ 로 하고 단계 6으로 간다, 그렇지 않으면 단계 7로 간다.

▶ 단계 6. $Best_NS=St$ 로 하고 단계 7로 간다.

▶ 단계 7. 이웃해가 모두 생성되었으면 끝낸다, 그렇지 않으면 다시 단계 1로 간다.

[Phase IV] : 안내지역탐색(GLS) 검사

▶ 단계 1. Tabu 검사 단계 5에서 $M(St) > ac$ 가 13회 연속될 때 현재의 $Best_NS$ 를 GLS상에서 현재의 초기해로 한다. Tabu검사에서 GLS로의 진행상에서 순환을 방지하기 위하여 두 번째 tabu탐색에서 GLS의 진행에서 같은 $Best_NS$ 가 또 현재해가 될 때 $Best_NS$ 가 아닌 $Best_NSG$ 가 현재해가 되고, 다시 tabu탐색에서 GLS 진행시 $Best_NS$ 나 $Best_NSG$ 둘 중에 하나가 같을 때 tabu탐색 진행에서의 현재 진행 중인 해를 초기해로 한다.

▶ 단계 2. 초기 해에서의 NHG들을 생성한다.

▶ 단계 3. 선택된 node를 재배치(relocation), 교환(exchange)과 2-opt의 방법을 통하여 이웃 해를 개선한다. 이때 전에 방문했던 노드를 연속 방문 시 벌금(penalty) 0.2를 부여하여 node의 반복을 피한다.

▶ 단계 4. 생성된 하나의 St에서 $M(St)$ 를 구한다.

$M(St) < M(Best_NSG)$ 이면 단계 5로 간다. 그렇지 않으면 단계 3으로 간다.

▶ 단계 5. 단계 3과 4의 반복이 40회가 되거나, 단계 4에서의 바로 다음단계로의 진행이었을 때 $Best_NSG$ 를 tabu 검사에서 현재해로 주어진면서 다시 tabu 검사로 진행한다. 이때 tabu 검사로의 진행시 순환을 방지하기 위하여 두 번째 GLS에서 tabu 검사로의 진행에서 같은 $Best_NSG$ 가 tabu검사에서 현재해로 되었을때 $Best_NSG$ 가 아닌 GLS상에서의 현재 진행 중인 해를 tabu 검사에서의 현재해로 정한다.

4. 실험 및 분석

본 절에서는 본 해법의 성능을 분석하기 위하여 Augerat와 Christofides의 자료집합[14]에 해법을 적용하여 그 해를 도출하고, 동일한 문제에 대하여 단순 tabu 탐색에 적용하여 해를 도출한 해들과 비교하고자 한다. 기존문제는 최적해나 low bound가 알려진 것으로 다음의 <표 1>과 같다. 이때 비교 대상은 기준문제의 해의 값과 해법의 수행시간이다. 본 연구에서 경로 배정계획을 구현하기 위해 사용된 프로그래밍 언어는 ILOG Solver5.3, ILOG Dispatcher3.3 라이브러리[11,

12]와 이를 사용하기 위한 플랫폼으로는 Visual C++ 6.0을 기반으로 하여 프로그램을 구현하였다. 이들을 위해 사용된 컴퓨터는 Windows2000을 OS로 사용한 CPU P-III 800Mhz 인 삼보 PC이다.

<표 1> 기준문제

문제번호	지점수	수요량범위	차량수	차량용량
1	40	3 - 30	5	140
2	45	3 - 30	5	150
3	50	5 - 37	7	150
4	55	5 - 37	7	170
5	55	5 - 37	15	70
6	60	5 - 37	15	80
7	65	5 - 37	10	130
8	70	5 - 37	10	135
9	100	10 - 50	10	200
10	199	2 - 41	17	200

4.1 실험 결과

본 연구에서 개발한 해법은 tabu 목록의 크기, tabu 탐색에서 GLS로의 진행시 연속적인 퇴화횟수와 GLS의 종료조건에서의 반복에 따라 해의 질과 해법의 수행시간이 달라진다. 따라서 실험에 필요한 파라미터는 실험을 통하여 최선이라 여겨지는 값으로 정하여 실행하였다. tabu 목록의 크기로는 7, 10, 12, 15 중 15가 가장 좋은 결과 값을 나타내었고, tabu 탐색에서 GLS로의 진행시 연속적인 퇴화횟수로는 8, 10, 11, 12, 13, 15, 17, 19 중 13이 가장 좋은 결과 값을 나타내었다. 또한 GLS의 종료조건으로서의 반복은 20, 25, 30, 35, 40, 45, 50 중 40이 가장 좋은 결과 값을 나타냄으로써 tabu목록의 크기는 15, tabu 탐색에서 GLS로의 진행시 연속적인 퇴화횟수는 13 그리고 GLS의 종료조건은 40으로 정하였다. 본 연구는 빠른 시간 내에 높은 질의 해를 얼마나 빨리 개선시킬 수 있는지 알아보기로 하며, 따라서 정해진 수행시간 300초가 되었을 때 탐색을 멈추도록 하였고, 그에 따른 기준문제의 해와 해법의 수행 시간을 실험의 결과 치로서 제시한다.

4.2 결과 분석

이 절에서는 본 연구에서 개발한 해법으로 구한 4.1절의 결과를 분석하고 단순 tabu 탐색의 결과와 비교한다.

<표 2> 제안한 알고리즘에 대한 종료조건에 따른 해

문제	30	60	90	150	300	최적해
1	687.169	686.986	686.986	686.986	678.706	672
2	468.778	467.228	461.726	461.726	461.726	458
3	565.804	560.151	560.151	560.151	559.875	554
4	570.27	570.27	570.27	570.27	570.27	568
5	980.587	980.587	980.587	955.524	951.0	951
6	992.839	981.193	981.193	981.193	980.349	968
7	854.372	814.368	808.169	806.498	801.712	792
8	871.976	871.976	866.636	849.869	849.869	827
9	886.102	865.785	824.489	824.339	821.681	820
10	1587.17	1587.17	1508.59	1495.1	1480.73	1373

(시간 단위 : 초)

<표 3> 단순 tabu 탐색의 종료조건에 따른 해

문제	30	60	90	150	300	최적해
1	687.485	687.485	687.485	687.485	687.485	672
2	461.726	461.726	461.726	461.726	461.726	458
3	572.146	570.648	570.648	570.648	570.648	554
4	590.697	590.697	590.697	590.697	590.697	568
5	987.146	987.146	987.146	987.146	987.146	951
6	1019.2	1019.2	1019.2	1019.2	1019.2	968
7	822.777	822.777	822.777	822.777	822.777	792
8	889.392	889.392	889.392	889.392	889.392	827
9	886.102	886.102	886.102	886.102	886.102	820
10	1587.17	1587.17	1587.17	1587.17	1587.17	1373

(시간 단위 : 초)

<표 2>와 <표 3>을 살펴보면 시간을 늘려 감에 따라 해의 개선 정도는 일반적으로 발견적 해법에서 나타나는 것과 같이 하강하는 지수곡선 형태를 보인다.

또한 결과를 살펴보면, 시간이 늘어도 일정 값 이상에서는 더 이상 해가 개선되지 않거나 개선정도가 작아짐을 볼 수 있다. 이때 해의 수렴 정도는 해법 내에 존재하는 tabu 탐색과 GLS상의 전환 조건과, tabu 목록의 크기의 판단 기준에 따라 결정적으로 영향 받는다. 즉, 본 해법의 수행 절차에서는 tabu 탐색에서 주어진 제약조건인 연속적인 퇴화횟수의 크기가 국부적 최소에 빠졌다고 생각하고 GLS로의 탐색을 시도하게 된다. 또한 GLS에서도 정해진 횟수나 전달받은 해의 정보보다 좋았을 때 다시 tabu 탐색으로의 이동이 있음으로 인해서 본 알고리즘이 주어진 시간동안 보다 나은 탐색으로의 이동이 이뤄짐을 그 기준으로 하였다. 따라서 이 기준을 달리 하면 결국 주어진 시간동안

tabu 탐색과 GLS상에서의 서로 탐색횟수가 달라지고, 국부적 최소의 수렴의 가정이 틀려짐으로 인해서 결과 값이 커질 수도 작아질 수도 있으며 이것은 곧 해법의 수행 속도 및 해의 수렴과 바로 직결된다.

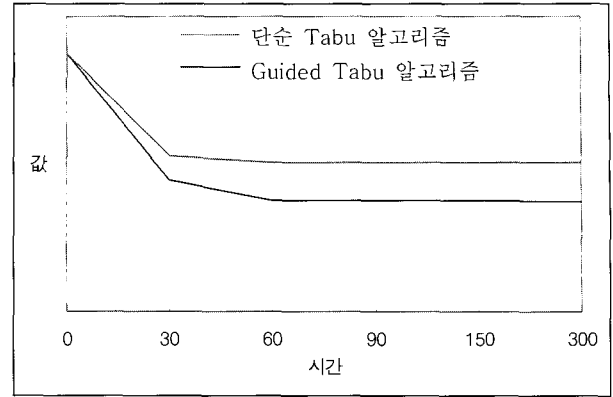
또한 <표 2>와 <표 3>을 참고로 하여 결과 치를 분석하면, 단순 tabu 탐색은 어느 순간에서 지역 해에 수렴하거나 개선정도가 미미함을 볼 수 있지만, guided tabu 탐색은 tabu 탐색보다 빠른 시간 안에 훨씬 개선된 해의 방향으로 이동하고, <표 4>에서 보는 바와 같이 지역 해에 빠지지 않고, 계속 발전된 방향으로 해가 이동함을 볼 수 있다.

<표 4> 종료조건(300초)에서의 결과 비교

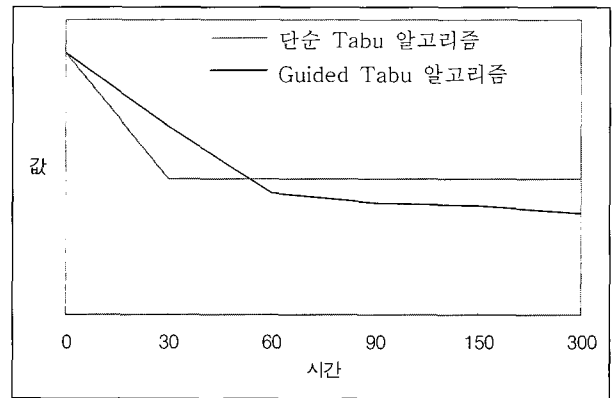
문제	최적해	guided tabu 알고리즘		단순 tabu 알고리즘	
		해	오차(%)	해	오차(%)
1	672	678.706	0.99	687.485	2.30
2	458	461.726	0.81	461.726	0.81
3	554	559.875	1.06	570.648	3.00
4	568	570.27	0.40	590.697	3.99
5	951	951.0	0	987.146	3.80
6	968	980.349	1.27	1019.2	5.29
7	792	801.712	1.23	822.777	3.89
8	827	849.869	2.77	889.392	7.54
9	820	821.681	0.21	886.102	8.06
10	1373	1480.73	7.85	1587.17	15.60

$$* \text{오차}(\%) = \{(\text{해} - \text{최적해}) / \text{최적해}\} / 100$$

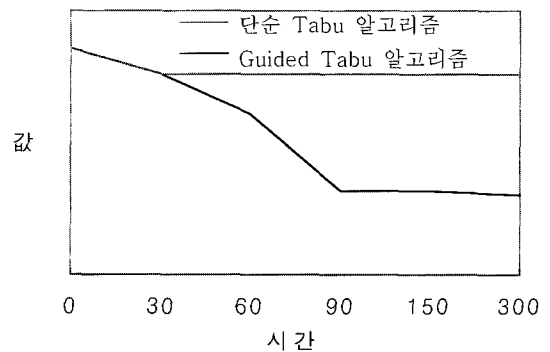
기준 문제 중 임의로 선택하여 지점수가 50, 65, 100인 경우의 3개의 문제를 분석하였다. <그림 2>는 지점 수 50인 경우 단순 tabu algorithm과 guided tabu algorithm의 탐색시간을 비교하여 나타낸 것이며, <그림 3>은 지점 수 65인 경우 두 탐색 algorithm의 탐색시간을 나타낸 것이다. <그림 4>는 지점 수 100인 경우의 두 algorithm 간의 탐색시간을 나타낸 것으로 <그림 2, 3, 4>를 분석하였을 때 본 연구에서 제안한 guided tabu 탐색방법이 단순 tabu 탐색보다 훨씬 좋은 해를 빠른 시간 안에 찾고 계속되는 해 탐색이 이뤄짐을 볼 수 있다.



<그림 2> 지점 수 50인 경우 (문제 3)



<그림 3> 지점 수 65인 경우 (문제 7)



<그림 4> 지점 수 100인 경우 (문제 9)

5. 결론

본 연구에서는 하나의 본점에서 다수의 수요지점들의 수요량을 충족시키면서 차량의 운행비용의 최소화를 목적으로 하여 차량의 운행 경로를 결정하는 전통적인 차량경로문제에 대한 GLS를 접목시킨 tabu 탐색 해법을 개발하였다. 또한 개발한 해법을 기준 문제에

적용하여 해를 구하고, 동일한 문제에 대해 단순 tabu 탐색에 대해 해를 도출하여 결과들을 비교하였다.

수요지점의 수가 40 ~ 199인 총 10개의 문제를 적용한 결과 단순 tabu 탐색 해법에 비해 월등히 개선된 우수한 해를 구하였으며, 수행 속도의 측면에서도 상대적으로 빠른 결과를 나타내고 있다. 또한 tabu 탐색과 GLS상의 전환상의 반복횟수에 제한을 두어 해법의 해의 질이나 수행속도가 조절될 수 있도록 하였다.

추후 연구 과제로는 보다 우수한 이웃 해를 가려낼 수 있는 기준에 대한 연구와 tabu 탐색과 GLS상의 전환상의 제한 횟수와 해의 개선의 관계에 대해 심도 깊은 연구를 통해 보다 빠르면서 좋은 해를 보장하는 해법을 개발하는 것이다.

6. 참고 문헌

[1] 김여근, 윤복식, 이상복, "메타 휴리스틱", 영지문화사, (1997).

[2] Bodin, L. D., B. Golden, A. Assad, and M. Ball, "The State of the Art in the Routing and Scheduling of Vehicle and Crews", Computers and Operations Research, 10(2), (1983) :79-116.

[3] Christofides, N., A. Mingozzi and P. Toth, "The Vehicle Routing Problem in Combinatorial Optimization", John Wiley, New York, (1989) :315-338.

[4] Clarke, G., and J. W. Wright, "Scheduling of Vehicles from a Central Depot to a Number of Delivery Points", Operations Research, 2(4), (1964) :568-581.

[5] Dantzig, G. B. and J. H. Ramser, "The Truck Dispatching Problem", Management Science, 6(1), (1959) :80-91.

[6] Fisher, M. L. and R. Jaikumar, "A Generalized Assignment Heuristic for Vehicle Routing", Networks, 11, (1981) :109-124.

[7] Glover, F., "Tabu Search : A Tutorial", Interfaces, 20(4), (1990) :74-94.

[8] Glover, F., "Tabu Search-Part I", ORSA Journal on Computing, 1(3), (1989) :190-206.

[9] Glover, F., "Tabu Search-Part II", ORSA Journal on Computing, 2(1), (1990) :4-32.

[10] Hansen, P., and B. Jaumard, "Algorithms for the Maximum Satisfiability Problem", Computation, 44, (1990) :279-303.

[11] ILOG, ILOG Solver manual, ILOG, (2001).

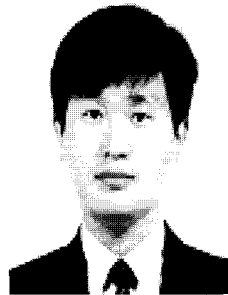
[12] ILOG, "ILOG Solver White Paper", ILOG, (2001).

[13] Voudouris, C., "Guided Local Search for Combinatorial Optimisation Problems", Ph.D Dissertation, Department of Computer Science, University of Essex, Colchester, United Kingdom, (1997).

[14] <http://branchandcut.org/VRP/data/>

저 자 소 개

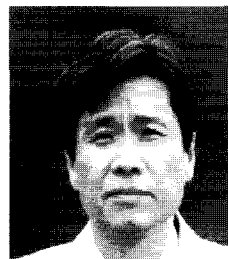
이 승 우



인하대학교에서 산업공학과 학사, 석사, 박사학위를 취득하였으며 현재 한국기계연구원 지능기계연구센터 선임연구원으로 재직하고 있다. 관심분야는 생산시스템 설계, 지능화 시스템, 디지털팩토리 및 신뢰성 분야 등이다.

주소: 대전시 유성구 신성로 104

이 화 기



서울대학교 원자핵공학과에서 학사를 취득하고, 미 Texas A&M 대학교 산업공학과에서 석사와 박사를 취득하였다. 현재 인하대학교 산업공학과 교수로 재직 중에 있으며, 관심분야는 생산 및 물류분야의 일정계획, 시뮬레이션 등이다.

주소 : 인천시 남구 용현동 253 인하대학교 기계공학부 산업공학 전공