

# 배달과 수거가 혼합된 차량경로 결정문제를 위한 유전 알고리즘의 개발

정은용<sup>1</sup> · 박양병<sup>2\*</sup>

<sup>1</sup>동해대학교 유통정보학과 / <sup>2</sup>경희대학교 테크노공학대학 기계 · 산업시스템공학부

## A Genetic Algorithm for Vehicle Routing Problems with Mixed Delivery and Pick-up

Eun-Yong Chung<sup>1</sup> · Yang-Byung Park<sup>2</sup>

<sup>1</sup>Department of Distribution and Information, Dong Hae University, Donghae, 240-713

<sup>2</sup>Department of Industrial Engineering, College of Advanced Technology, Kyung Hee University, Yongin, 449-701

Most industrial logistic systems have focused on carrying products from manufacturers or distribution centers to customers. In recent years, they are faced with the problem of integrating reverse flows into their transportation systems. In this paper, we address the vehicle routing problems with mixed delivery and pick-up (VRPMDP). Mixed operation of delivery and pick-up during a vehicle tour requires rearrangement of the goods on board. The VRPMDP considers the reshuffling time of goods at customers, hard time windows, and split operation of delivery and pick-up. We construct a mixed integer mathematical model and propose a new genetic algorithm named GAMP for VRPMDP. Computational experiments on various types of test problems are performed to evaluate GAMP against the modified Dethloff's algorithm. The results show that GAMP reduces the total vehicle operation time by 5.9% on average, but takes about six times longer computation time.

**Keywords:** genetic algorithm, vehicle routing problems, mixed delivery and pick-up, time windows, reverse logistics

### 1. 서론

지금까지 대부분의 차량경로결정문제(vehicle routing problems; VRP)에 대한 연구는 배달 또는 수거 중 한 가지 형태의 작업을 수행하는 물류시스템을 대상으로 이루어져 왔다. 그러나 최근에는 차량적재함 구조설계의 개선과 차량운영 기술의 진보에 따라 한정된 자원의 효율적 사용을 위해 차량의 한 순회(tour) 동안에 배달과 수거작업을 함께 수행해야 할 필요성이 제기되고 있다. 특히, 기업에서 역물류(reverse logistics)의 비중이 커짐에 따라 배달과 수거작업의 동시 수행은 점차 일반화되고 있다 (Kim *et al.*, 2001).

차량의 한 순회 동안 배달과 수거작업이 혼합 수행되는 사

례들은 흔히 찾아볼 수 있다. 주류 또는 음료회사에서 주문배달과 빈 용기 수거, 택배회사에서 소하물 배달과 수거, 기업에서 본사와 지사 간 파우치 배달과 수거, 세탁물 배달과 수거, 공장에서 제품배달과 원자재수거, 중앙도서관에서 서적이나 필름과 같은 도서자료 배달과 수거, 인터넷 쇼핑몰에서 상품 배송과 반품수거 등을 들 수 있다.

배달과 수거가 함께 존재하는 VRP에 대한 지금까지의 연구는 대부분의 경우 차량에 배달화물이 아직 남아 있는 상태에서 수거작업이 이루어지면 이로 인한 혼합 적재화물의 재배치작업이 매우 어렵고 심지어는 불가능하다고 전제하고 있다 (Golden *et al.*, 1985). 그래서 배달의 우선순위가 항상 수거보다 더 높다는 가정하에 배달고객에 대한 서비스를 모두 끝마친 이후에 수거고

\* 연락저자 : 박양병 교수, 449-701 경기도 용인시 기흥읍 서천리 1번지 경희대학교 테크노공학대학 기계 · 산업시스템공학부,  
Fax : 031-203-4004, E-mail : ybpark@khu.ac.kr

2004년 8월 접수; 2004년 10월 수정본 접수; 2004년 10월 게재 확정.

객에 대한 서비스를 시작하는 차량경로를 수립한다. 이런 형태의 VRP를 귀로 수거화물이 있는 차량경로 결정문제(vehicle routing problems with backhauls; VRPB)라 부르고 있다. VRPB에 대한 최근의 연구로는 Sural and Bookbinder(2003), Reimann *et al.*(2002), Zhong and Cole(2001), Salhi and Nagy(1999), Toth and Vigo(1997) 등이 있다. 특히, Reimann *et al.*(2002)은 기존의 VRPB에 고객서비스 시간대 제약사항을 추가하여 성능이 아주 뛰어난 삽입기반의 개미 알고리즘(ant algorithm)을 개발하였다.

본 연구에서는 VRPB에서 설정하고 있는 모든 배달작업을 반드시 수거작업에 우선하여 수행해야 한다는 가정을 완화하여 차량의 한 순회 동안에 고객의 서비스 시간대 요구조건을 엄격히 지키면서 배달과 수거작업을 혼합 수행할 수 있고 또한 한 고객의 배달과 수거작업을 분리 수행할 수 있는 상황의 VRP를 다룬다. 이를 배달과 수거가 혼합된 차량경로 결정문제(vehicle routing problems with mixed delivery and pick-up; VRPMDP)라 부르기로 한다. 한 차량이 배달과 수거를 혼합 수행하는 경우, 고객지점에서 수거가 발생할 때마다 잔여 배달작업을 원활히 수행하기 위해 운전자(또는 조수)에 의해 차량에 적재되어 있는 배달과 수거화물을 재배치하는 작업(reshuffling or rearrangement)을 가정한다.

VRPMDP는 여러 산업분야에서 존재하고 있는 아주 실질적인 문제임에도 불구하고 VRPB에 비하여 소수의 연구결과만이 소개되고 있다. Min(1989)은 미국 오하이오주 한 시립도서관에서 매일 주변의 22개 지역도서관에 도서자료를 배달, 수거하는 사례문제에 대해 차량경로를 결정하는 3단계 순차적 절차를 제시하였다. 첫 번째 단계에서는 전체 고객들을 소집단으로 분류하고, 두 번째 단계에서는 차량과 운전자를 각 소집단에 할당하며, 마지막 단계에서는 TSP 기법을 적용하여 차량경로를 결정하였다. Dethloff(2001)는 모든 고객지점에서 배달과 수거가 함께 존재하는 상황에서 차량이 고객을 방문했을 경우 반드시 배달과 수거작업을 동시에 수행하게 하는 삽입기반의 cluster-first and route-second 휴리스틱 기법을 제안하였다. 경로 구축 과정에서 삽입 고객의 선정은 Salhi and Nagy(1999)의 최저비용 계산식을 수정 사용하였다. Wade and Salhi(2002)는 차량이 사전에 정한 제한비율(restriction percentage)의 물량을 배달한 이후부터는 배달과 수거를 혼합 수행할 수 있는 병렬삽입기반의 휴리스틱 알고리즘을 제안하였다. 그들의 실험결과에 의하면, 제한비율이 50~75%의 범위에서 가장 좋은 경로 해를 구하는 것으로 나타났다.

VRPMDP에서는 차량이 한 순회 동안에 배달과 수거작업을 혼합 수행하고, 또한 차량과 고객에 대한 여러 제약조건이 존재하기 때문에 최적의 차량경로를 구하는 일이 쉽지 않다. 본 연구에서는 VRPMDP를 위한 최적해 수리모형과 새로운 유전 알고리즘 해법을 제안한다. 제안된 유전 알고리즘은 다양한 계산실험을 통하여 그 수행도를 평가한다. 제안된 해법의 성공적인 적용은 기업에서 물류비용의 절감, 자원(차량)의 효율적 이용, 고객서비스 수준의 향상 등을 기대할 수 있을 것이다.

다음의 제 2장에서는 VRPMDP의 혼합정수 수리모형을 구축하

고, 간단한 예제풀이를 소개한다. 제 3장에서는 VRPMDP를 위한 유전 알고리즘의 개발을 설명하고, 제 4장에서는 다양한 계산실험을 통하여 제안된 유전 알고리즘의 수행도를 평가한다. 마지막으로, 본 연구의 결론과 향후 연구방향을 제 5장에서 정리한다.

## 2. 배달과 수거가 혼합된 차량경로 결정문제 (VRPMDP)

VRPMDP에서 각 고객은 배달과 수거 또는 이 중 한 가지 작업만을 요구한다. 그리고 각 고객은 반드시 지켜야 하는 서비스 시간대(hard time windows)를 요구한다. 한 고객지점에서 배달과 수거작업이 함께 존재하는 경우, 차량은 다음 방문지까지의 이동거리와 차량의 여유 적재능력을 고려하여 두 작업을 동시에 수행하거나 또는 한 가지 작업만을 수행할 수 있다. 후자의 경우에는 한 고객의 배달과 수거를 두 대의 차량이 나누어 서비스하게 된다. 고객지점에서 배달과 수거작업에는 처리물량에 비례하는 서비스시간이 소요된다.

차량이 고객지점에서 수거작업을 수행하는 경우에는 반드시 차량에 적재되어 있는 배달과 수거화물을 재배치하는 작업이 필요하게 되며, 이에 따른 작업시간이 소요된다. 화물재배치작업은 수거작업 시 남은 배달지점에서의 하역작업을 원활히 수행할 수 있도록 적재화물을 정리하는 작업이기 때문에 배달고객 지점에서는 화물재배치작업이 불필요하다. 차량의 남은 방문고객들이 모두 수거고객이면 화물재배치작업은 발생하지 않는다. VRPMDP의 목적은 이러한 상황에서 최소의 차량운행시간(비용)으로써 모든 고객의 배달과 수거작업 요구를 완수하는 최적의 차량이동경로를 결정하는 것이다.

고객지점에서 수거작업 시 발생하는 화물재배치시간의 계산식을 구하는 것은 쉽지 않다. 왜냐하면 화물재배치시간은 취급물품의 중량, 크기, 취급상의 난이도, 선적/하역 장비의 사용 여부 및 종류, 차량의 형태 등에 영향을 받기 때문이다. 특정 물품의 차량운영에 대해서는 회귀분석 등을 이용하여 화물재배치시간의 계산식 유도가 가능할 수 있겠으나, 본 연구에서는 차량적재용량, 잔여 배달물량, 수거물량에 의해 계산되는 간단한 직관적 수식을 제안한다.

$i$ 가 차량  $k$ 의 수거고객 지점이고  $i$  이후의 경로에 아직 배달화물이 남아 있는 경우, 지점  $i$ 에서의 화물재배치시간  $r_{ik}$ 는 식 (1)에 의해 구해진다. 식에서  $z_{ik}$ 는 지점  $i$ 에 도착한 차량  $k$ 에 적재되어 있는 잔여 배달물량,  $P_i$ 는 지점  $i$ 에서의 수거물량,  $C$ 는 차량적재용량을 나타낸다. 그리고  $\alpha$ 는 화물재배치시간을 결정하는 0.0~1.0 사이의 계수로서,  $\alpha$  값에 의해 고객지점에서의 서비스시간에 대한 화물재배치시간의 상대적 크기를 조절할 수 있다.

$$r_{ik} = \alpha \cdot \frac{z_{ik}P_i}{C} \quad (1)$$

2.1 혼합정수 수리모형

VRPMDP에서는 한 고객의 배달과 수거작업 요구를 두 대의 차량으로 분리해서 작업할 수 있다. 즉, 차량의 적재능력이나 운행시간 제약에 기인하여 차량은 고객지점에서 배달과 수거 중 한 가지 작업만을 수행하고 남은 작업은 다른 차량에 의해 처리될 수 있다. 따라서 수리모형에서는 혼합작업 고객을 배달과 수거의 두 개 가상고객으로 분리한다. 예를 들면, 1~10번의 혼합작업 고객들은 수리모형에서 1~20번의 (가상)고객으로 표현되며, 이 중 1~10번의 (가상)고객은 원래 1~10번 고객의 배달요구를, 그리고 나머지 11~20번의 (가상)고객은 원래 1~10번 고객의 수거요구를 의미한다. 중앙 depot를 출발한 차량은 한 순회 동안 고객들을 방문하여 작업을 마친 후 반드시 중앙 depot로 귀환하여야 한다.

사용된 기호와 함께 수리모형을 아래에 정리한다. 이 수리모형은 모든 고객이 배달과 수거의 혼합작업을 요구하는 경우를 가정하고 있다.

[파라미터]

$V$ : 사용 가능한 차량대수

$N$ : 고객지점 수

$T$ : 차량이동시간의 한계

$C$ : 차량적재용량

$P_i$ : 고객  $i$  의 수거물량

$D_i$ : 고객  $i$  의 배달물량

0: 중앙 depot

$t_{ij}$ : arc  $(i, j)$  의 차량이동시간

$s_i$ : 고객  $i$  의 서비스시간

$e_i$ : 고객  $i$  의 서비스시간대 하한(earliest time)

$l_i$ : 고객  $i$  의 서비스시간대 상한(latest time)

[결정변수]

$x_{ijk} \begin{cases} 1, \text{ 차량 } k \text{ 가 고객 } i \text{ 에서 } j \text{ 로 이동하면} \\ 0, \text{ 그렇지 않으면} \end{cases}$

$q_{ik}$ : 차량  $k$  가 고객  $i$  에 도착할 때의 총 적재물량

$z_{ik}$ : 차량  $k$  가 고객  $i$  에 도착할 때의 잔여 배달물량

$a_{ik}$ : 고객  $i$  에 차량  $k$  의 도착시각

$w_{ik}$ : 고객  $i$  에서 차량  $k$  의 대기시간

$$\text{Min. } Z = \sum_{k=1}^V a_{2N+1,k} \tag{2}$$

subject to

$$\sum_{k=1}^V \sum_{i=0}^{2N} x_{ijk} = 1, j = 1, 2, \dots, 2N, i \neq j \tag{3}$$

$$\sum_{k=1}^V \sum_{j=1}^{2N+1} x_{ijk} = 1, i = 1, \dots, 2N, i \neq j \tag{4}$$

$$\sum_{j=1}^{2N+1} x_{0jk} = 1, k = 1, \dots, V \tag{5}$$

$$\sum_{k=1}^V \sum_{j=1}^{2N+1} x_{0jk} = V \tag{6}$$

$$\sum_{k=1}^V \sum_{i=0}^{2N} x_{i,2N+1,k} = V \tag{7}$$

$$\sum_{i=0}^{2N} x_{imk} = \sum_{j=1}^{2N+1} x_{mjk}, k = 1, \dots, V, \\ m = 1, \dots, 2N, j \neq m, m \neq i, \tag{8}$$

$$q_{ik} + P_i \leq C, k = 1, \dots, V, i = 0, 1, \dots, 2N+1 \tag{9}$$

$$a_{2N+1,k} \leq T, k = 1, \dots, V \tag{10}$$

$$q_{2N+1,k} = \sum_{i=0}^{2N} \sum_{j=N+1}^{2N+1} P_j x_{ijk}, k = 1, \dots, V, i \neq j \tag{11}$$

$$q_{0k} = \sum_{i=0}^{2N} \sum_{j=1}^N D_j x_{ijk}, k = 1, \dots, V, i \neq j \tag{12}$$

$$q_{jk} - q_{ik} \leq M(1 - x_{ijk}) + P_i, k = 1, \dots, V, \\ i = N+1, \dots, 2N, j = 1, \dots, 2N+1, i \neq j \tag{13}$$

$$q_{jk} - q_{ik} \leq M(1 - x_{ijk}) - D_i, k = 1, \dots, V, \\ i = 0, 1, \dots, N, j = 1, \dots, 2N+1, i \neq j \tag{14}$$

$$q_{0k} = z_{0k}, k = 1, \dots, V \tag{15}$$

$$z_{jk} - z_{ik} \leq M(1 - x_{ijk}) - D_i, k = 1, \dots, V,$$

$$i = 1, \dots, 2N, j = 1, \dots, 2N + 1, i \neq j \quad (16)$$

$$a_{jk} - a_{ik} \geq t_{ij} + s_i + w_{ik} - M(1 - x_{ijk}),$$

$$i = 0, 1, \dots, N, k = 1, \dots, V,$$

$$j = 1, 2, \dots, 2N + 1, i \neq j \quad (17)$$

$$a_{jk} - a_{ik} \geq t_{ij} + s_i + w_{ik} + r_{ik} - M(1 - x_{ijk}),$$

$$k = 1, \dots, V, i = N + 1, \dots, 2N,$$

$$j = 1, 2, \dots, 2N + 1, i \neq j \quad (18)$$

$$e_i \leq a_{ik} + w_{ik} \leq l_i, i = 1, 2, \dots, 2N, k = 1, \dots, V \quad (19)$$

$$z_{2N+1,k} = 0, k = 1, \dots, V \quad (20)$$

목적함수 (2)는 총 차량운행시간을 최소화한다. 지점  $2N+1$ 은 모든 차량이 귀환하는 가상 depot를 나타내며, 중앙 depot와 동일한 위치이다. 식 (3)과 (4)는 (가상)고객지점에서 단지 한 대의 차량만이 도착하고 출발하도록 한다. 식 (5)는 모든 차량이 depot로부터 출발하도록 한다. 식 (6)과 (7)은 depot를 출발한 차량대수와 depot로 귀환한 차량대수를 모두  $V$ 로 동일하게 한다. 식 (8)은 한 (가상)고객지점을 동일한 차량이 통과하도록 유지한다. 식 (9)는 차량적재능력을 초과하지 못하게 한다. 식 (10)은 차량운행시간을 제한한다. 식 (11)과 (12)는 각각 차량 한 대의 총 수거물량과 총 배달물량을 정의한다. 식 (13)과 (14)는 각각 (가상)고객지점에서 수거와 배달작업 후 차량적재물량의 변화를 계산한다. 식 (15)는 depot를 출발하는 차량의 적재물량은 모두 배달물량임을 정의한다. 식 (16)은 배달지점에서 작업 후 차량에 적재되어 있는 잔여 배달물량을 계산한다. 식 (17)과 (18)은 각각 차량이 배달과 수거지점에서 작업 후 이동하여 다음 지점에 도착시각을 계산한다. 식 (19)는 고객의 서비스시간대 제약식으로서, 시간대 하한 이전에 도착한 차량은 시간대 하한까지 대기시간이 발생한다. 식 (20)은 차량이 depot에 도착할 때 차량에 배달물량이 남지 않도록 보장한다.

### 2.2 예 제

간단한 VRPMDP 예제의 혼합정수 수리모형을 풀어 최적의 차량경로를 구해본다. 예제의 고객자료는 <Table 1>에 정리되어 있다. 총 고객 수는 7이며, 이 중에서 배달과 수거를 함께 요구하는 혼합고객 수는 3이다. 따라서 수리모형에서 총 가상 고객지점 수는 10이 된다. 모든 차량의 운행시간은 최대 230으로

제한하고, 고객지점에서 서비스시간은 처리물량의 약 0.4배가 소요되는 것으로 가정하였다. 중앙 depot는 (25, 25)에 위치하였다. <Table 1>에서 고객 3, 4, 5의 서비스시간 괄호 속 숫자는 수거작업에 대한 서비스시간을 나타낸다. 두 고객지점 간 이동시간은 직선거리로, 화물재배치 시간계수  $\alpha$ 는 중앙값 0.5로 설정하였다.

Table 1. Customer data of example problem

Customer	x	y	Service quantity		Service time	Time windows	
			Delivery	Pick-up		Lower	Upper
1	3	22	23	-	9	147	197
2	29	13	14	-	6	96	146
3	42	19	22	15	9(6)	113	163
4	44	5	13	23	5(9)	88	138
5	36	40	17	21	7(8)	104	154
6	32	45	-	25	10	128	178
7	15	3	-	13	5	17	67

예제의 수리모형은 총 886개의 제약조건과 총 222개의 이진 변수로 구축되었으며, 구축된 모형은 Pentium IV(1.2 GHz) PC에서 CPLEX 7.5(ILOG, 2001)를 이용하여 허용률 0.05%로써 풀었다. 그 결과, 총 차량운행시간 384.4의 두 개 차량경로 해가 <Figure 1>과 같이 구해졌다. <Figure 1>에서 차량이 혼합고객 3, 4, 5를 방문 시 배달과 수거를 동시에 수행함을 알 수 있다. 즉, 이 예제의 최적 해에서는 혼합고객의 2회 방문에 의한 분리작업이 발생하지 않고 있다.

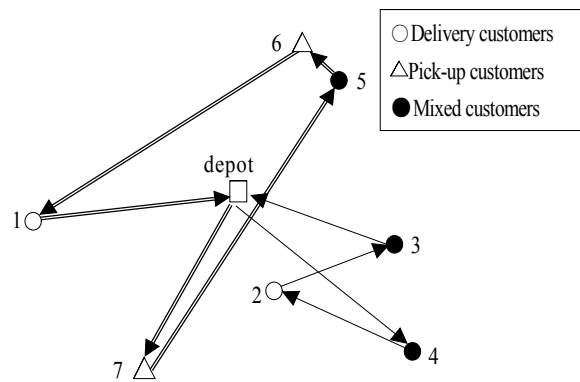


Figure 1. Optimal vehicle routes of example problem.

### 3. 유전 알고리즘(GAMP)의 개발

유전 알고리즘(genetic algorithm)은 최적해 또는 근사 최적해를 탐색하는 메타 휴리스틱의 대표적인 기법으로서 생태계의 진

화과정, 즉 자연선택의 유전적 메커니즘을 모방한 확률적 탐색기법이다(Goldberg, 1989). 유전 알고리즘은 특히 VRP와 같은 NP-hard 형태의 문제에 효과적인 해법으로 알려져 있다(Gen and Cheng, 1997). 본 연구에서는 배달과 수거가 혼합된 차량경로 결정문제, 즉 VRPMDP를 위한 유전 알고리즘을 개발하고, 이를 GAMP(a genetic algorithm for mixed delivery and pick-up)라 명명한다.

### 3.1 해의 표현(representation)

개체(entity)는 VRPMDP의 해를 표현하기 위하여 각각 고객 번호와 해당 경로번호를 나타내는 두 개의 정수 스트링(string)으로 이루어진다. 개체는 항상 동일한 경로의 고객들이 방문 순서에 따라 오른쪽부터 연속적으로 표현되도록 별도의 유전 인자 정리작업을 필요로 한다. 이러한 표현방법은 GAMP의 과정에서 실행되는 연산작업을 고려한 것이다. 예로서, <Figure 2>의 개체는 0-1-6-2-0, 0-5-10-4-0, 0-3-8-9-7-0의 세 개의 경로 해를 표현하고 있다.

E=	1	6	2	5	10	4	3	8	9	7
	1	1	1	2	2	2	3	3	3	3

Figure 2. Example of solution representation.

### 3.2 초기 모집단의 구성 및 해의 실행 가능성 조사

초기 모집단의 구성방법은 유전 알고리즘의 진화과정에서 해의 수렴에 크게 영향을 미치는 것으로 알려져 있다(Moon, 2003). 초기 해를 구하기 위해 Clark and Wright(1964)의 병렬경로 구축방법을 적용하며, 부분경로의 결합기준으로서 원래의 savings 계산식 대신 아래와 같은 기준식  $C(i, j)$ 를 사용한다.  $i$ 와  $j$ 는 각각 다른 부분경로에 속한 지점으로서  $C(i, j)$ 는 두 부분경로의 결합에 따른 차량이동시간 증가와 지점  $j$ 의 서비스 시작시각 지연의 가중 합으로 계산된다.

$$C(i, j) = \gamma(t_{ij} - t_{i0} - t_{0j}) + (1 - \gamma)(b_j^{new} - b_j) \quad (21)$$

여기서  $\gamma$ 는 0~1 사이의 가중치,  $t_{ij}$ 는 지점  $i$ 에서  $j$ 까지 이동 시간,  $b_j$ 는 경로결합 전 지점  $j$ 의 서비스 시작시각,  $b_j^{new}$ 는 경로결합 후 지점  $j$ 의 서비스 시작시각을 나타낸다.

매 부분경로 결합단계에서 모든 가능한 결합에 대해 계산된  $C(i, j)$  값의 크기에 역비례한 확률적 선택에 의해 결합이 이루어짐으로써 다양한 초기 해를 생성할 수 있게 된다. 초기모집단 구성 및 진화과정에서 생성되는 모든 차량경로 해의 실행 가능성은 차량용량, 차량운행시간, 서비스시간대의 세 가지 제약 측면에서 검토된다.

### 3.3 해의 적합도 평가(fitness evaluation) 및 선별(selection)

해의 적합도 평가는 수리모형의 목적함수 값인 총 차량운행 시간을 이용한다. 그리고 룰렛 휠(roulette wheel) 선별방법(Holland, 1975)을 적용한다. 모집단 내 개체들의 목적함수 값의 변동폭이 큰 경우, 선별과정에서 개체의 목적함수 값을 그대로 적합도로 사용하면 품질이 좋지 않은 개체들이 선별될 기회를 거의 잃을 수 있다(Moon, 2003). 이러한 문제점을 극복하고 모집단 내 특정 우량개체들에게 집중된 선별압력을 적절히 분산하기 위해 아래 식에 의해 구해진 정규화된 적합도를 사용한다. 적합도가 높은 개체가 더 좋은 해를 의미한다.

$$f_i = \frac{E_{max} - E_i}{E_{max} - E_{min}}, 0 \leq f_i \leq 1 \quad (22)$$

여기서  $E_{max}$ 와  $E_{min}$ 는 각각 모집단 내 개체들의 총 차량운행시간 중 최대치와 최소치, 그리고  $E_i$ 는 개체  $i$ 의 총 차량운행시간을 나타낸다.

### 3.4 교차연산(crossover)과 경로결합

일점(one-point) 교차방식의 RMX 연산자(randomized one-point crossover for merged partial routes)와 TMX 연산자(travel time based one-point crossover for merged partial routes)를 새로이 고안하여 VRPMDP 유형에 따라 한 가지를 선택 사용한다. 즉, 고객지점이 산재해 있어 고객 간 거리의 편차가 작은 문제에는 RMX, 그리고 고객지점이 특정구역에 집중되어 있어 고객 간 거리의 편차가 큰 문제에는 TMX를 적용한다.

두 연산자는 교차연산 시 부모개체의 자름점(cut-point) 결정 방법에서 다르다. RMX는 부모개체의 자름점 위치를 랜덤하게 결정한다. 반면에, TMX는 경로상 모든 인접(가상)고객 간 각각에 대해  $\max\{\text{두 지점 간 이동시간, 선후지점의 서비스시간대 하한의 시간차}\}$ 를 구하여 이의 크기에 비례한 확률에 따라 자름점 위치를 결정한다. 따라서 TMX의 경우는 인접 고객 간의 이동시간이 길거나 서비스시간대 하한의 시간차가 큰 두 고객의 연결부분이 자름점의 위치로 선택될 확률이 높게 된다. 두 부모개체의 자름점은 각각 독립적으로 결정된다.

자름점에 의해 분리된 부모개체는 임의로 앞부분과 뒷부분 중 하나를 선택하여 다른 부모에 연결한다. 만일 앞부분이 선택되면 다른 부모개체의 앞쪽으로, 만일 뒷부분이 선택되면 다른 부모개체의 뒤쪽으로 연결한다. 그리고 다른 부모개체에서 새로 연결된 부분에 있는 고객번호와 중복된 인자를 제거하고, 연결된 부분의 고객들에 대해서는 원래의 경로를 유지하면서 차례로 새로운 경로번호를 부여함으로써 하나의 자손개체가 완성된다. 이러한 과정으로 생성된 자손개체는 항상 실행 가능성을 유지하게 된다.

<Figure 3>은 교차연산의 예를 보여준다. 부모개체 P1의 자름점은 고객 1과 7 사이로 결정되고, P1의 분리된 뒷부분이 다

큰 부모개체 P2의 뒤쪽에 연결된다. 그리고 중복된 고객 5, 7, 8, 9, 10의 인자를 P2에서 제거하고, P2의 끝에 새로 연결된 고객 7, 8, 9에 경로번호 4와 고객 5, 10에 경로번호 5를 부여해 줌으로써 자손개체 O1이 완성된다.

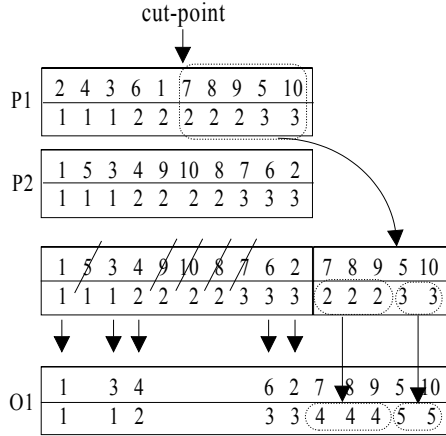


Figure 3. Example of crossover.

교차연산의 수행과정에서 부모개체에 연결된 부분의 인자들에 대한 새로운 경로번호의 부여는 필연적으로 자손개체 해에서 차량대수를 증가시키게 된다. 따라서 차량대수를 줄이고 나아가 해의 개선을 이룰 수 있도록 각 자손개체에 대해 경로결합을 실시하여 보다 좋은 해로 수정하는 과정이 필요하다. 차량과 시간제약의 관점에서 실행 가능한 모든 경로결합 중에서 가장 큰 운행시간 감축의 결합을 반복적으로 선택 시행한다.

### 3.5 돌연변이(mutation)

기존의 교환(swapping), 이전(shifting) 연산자(Potvin *et al.*, 1996)와 함께 VRPMDP의 특성을 고려하여 새롭게 고안한 병합(merging), 분리(detaching) 연산자를 사용한다. 선택된 개체의 인자(즉, 가상고객)에 대해 이들 4가지 연산자를 순차적으로 시도하여 맨 처음 실행 가능한 연산자를 적용한다. 단, 병합과 분리연산은 배달과 수거가 함께 존재하는 고객에 대해서만 적용된다.

- **병합:** 임의로 한 (가상)고객을 선택하여, 선택된 고객이 원래 배달과 수거가 공존하는 혼합고객이고 두 작업이 같은 경로에서 분리되어 있으면 실행 가능성을 확인한 후 두 작업을 통합한다. 만일 선택된 고객이 수거작업 고객이면, 이를 실제 동일지점의 배달작업 고객의 뒤로 이전 삽입한다. 만일 선택된 고객이 배달작업 고객이면, 이를 실제 동일지점의 수거작업 고객 앞으로 이전 삽입한다. 두 작업의 고객이 서로 다른 경로에 분리되어 있는 경우에는 동일한 과정의 병합연산을 수행하되, 삽입한 고객의 경로번호를 나머지 다른 작업 고객의 경로번호로 수정한다.

- **분리:** 임의로 한 (가상)고객을 선택하여 새로운 경로번호를 부여하고, 이를 개체의 맨 뒤에 이전 삽입한다. 이렇게 단일고객으로 이루어진 경로는 다음 세대의 경로결합 과정에서 개체 내 다른 경로와의 결합이 시도될 것이다. 분리연산은 단일지점으로 이루어진 경로를 생성하므로 항상 실행 가능하다.

### 3.6 지역 최적화(local optimization)

교차변이와 돌연변이 수행 후 모집단의 상위 10% 개체들에 대해서 지역 최적화 기법을 적용하여 해의 개선을 꾀한다. 지역 최적화 기법으로는 다른 두 경로에 속해 있는 두 개의 인접 arc를 서로 교환하는 2-opt 기법과 한 경로의 arc를 다른 경로의 인접 지점 뒤에 삽입하는 or-opt 기법을 사용한다(Potvin *et al.*, 1996). 특히, or-opt 기법의 적용은 경로 수를 줄이는 효과가 있다. 매 세대 실행되는 지역 최적화는 해의 개선효과를 얻게 해 주나, 계산시간의 증가를 초래할 것이다.

## 4. 계산실험

### 4.1 실험설계

GAMP의 수행도 평가를 위해 다양한 실험문제를 구축하였다. 실험문제는 (i) 고객지점의 분포형태: 랜덤(R), 집중(C), (ii) 배달과 수거를 함께 요구하는 혼합고객의 비율: 100%(F), 50%(H), 0%(N), (iii) 화물재배치 시간계수( $\alpha$ ): 0.3(S), 0.5(L)에 의거 총 12가지 유형으로 구성하였다. 고객들은 70x70의 정사각형 구역 내에 산재하며, 중앙 depot는 (35, 35)에 위치하였다. 고객들이 도심 집중의 경우(즉, C 문제유형), 총 고객의 50%는  $x$ 와  $y$  각각 구간 [70/3, 140/3]의 구역 내에 임의로(randomly), 그리고 나머지 50%는 전체 구역 내에 임의로 위치하였다. 고객의 배달물량은 [1, 40]에서 임의로, 동일 고객의 수거물량은 배달물량에 [0.5, 1.5]의 임의의 수를 곱하여 정하였다. 전체 고객 50%의 서비스시간대 하한은 [20, 180]에서 임의로 그리고 그 폭은 30으로, 나머지 50% 고객의 하한은 모두 0으로 그리고 상한은 [180, 210]에서 임의로 정하였다. 기타 문제입력자료의 생성은 Dethloff(2001)가 자신의 계산실험에서 제시한 방법을 이용하였다.

GAMP의 수행도평가를 위해 Wade and Salhi(2002)의 알고리즘과 Dethloff(2001)의 알고리즘을 비교하여 더 우수한 알고리즘을 GAMP의 비교대상 해법으로 결정하였다. 두 알고리즘의 선정은 이들이 배달과 수거가 혼합된 VRP를 다룬 최근의 연구 결과로서, 그 유효성이 이미 입증되어 있기 때문이다. 그러나 이들은 VRPMDP에서 설정하고 있는 한 고객에 대한 배달과 수거의 분리작업 허용, 차량의 한 순회 동안 배달과 수거의 완전 혼합작업 허용, 수거작업 시 화물재배치작업 발생, 고객서

비스 시간대 제약 등을 고려하지 않고 있기 때문에, 이러한 사항들을 반영하여 두 알고리즘을 변형하였다.

GAMP의 적용에서 필요한 주요 유전 파라미터 값은 사전실험을 통해 결정하였다. 사전실험 결과, 교차변이율( $p_c$ )=0.9, 돌연변이율( $p_m$ )=0.1,  $\gamma$ =0.9가 최선의 값으로 나타났다. 그리고 모집단 수는 30개로 정하였다. 모든 실험에서 GAMP는 500세대 진화 후에 종료하였다. GAMP를 포함한 모든 알고리즘의 프로그램은 MS사의 Visual Basic 6.0으로 작성하고 Pentium IV(1.2 GHz) PC에서 실행하였다.

예로서, <Figure 4>는 총 100개의 순수 혼합고객으로 구성된 RFS 유형의 실험문제에 대해 1000세대 동안 진행된 GAMP의 수렴상태를 보여준다. <Figure 5>는 GAMP의 적용결과 구해진 차량경로, 소요차량대수, 총 차량운행시간, 계산시간 등의 정보를 제공하는 결과화면이다.

### 4.2 결과분석

<Table 2>는 12가지 문제유형에서 Wade and Salhi의 알고리즘(W&S)과 Dethloff의 알고리즘(DET)의 적용에 의해 구해진 총 차량운행시간의 비교를 보여준다. <Table 2>에서 W&S의 총 차량운행시간은 제한비율을 0.0에서부터 0.75까지 0.25씩 증가시켜 구해진 값 중 최소치이다. 두 기법의 차이율은 다음식에 의해 계산되었다. (W&S의 총 차량운행시간-DET의 총 차량운행시간) \* 100/DET의 총 차량운행시간. 전체 실험문제에서 DET가 6.2~18.7%의 차이를 보여 더 뛰어난 결과를 나타낼 수 있다. 두 기법의 총 차량운행시간에 대한 쌍체표본  $t$ -검정 결과, 검정통계치  $t_0 = 9.37 > t_{(0.005, 11)} = 3.11$ 로 나타나 모든 문제유형에서 DET가 W&S에 비교하여 유의수준  $\alpha=0.01$ 로서 매우 뛰어난이 확인되었다.

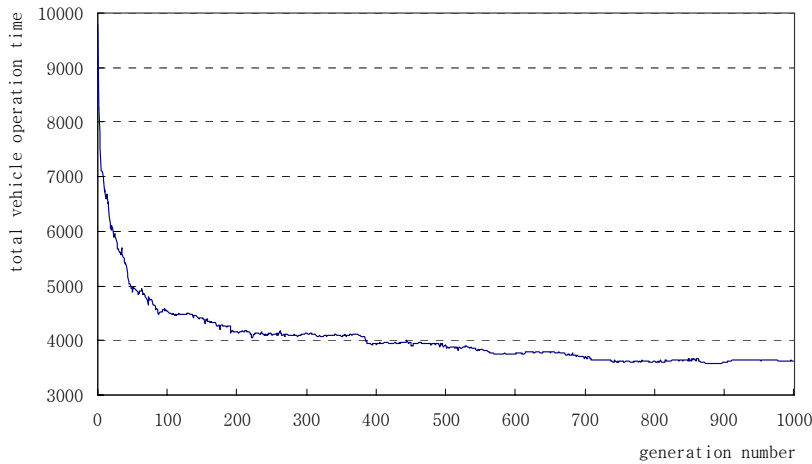


Figure 4. Variation of total vehicle operation time over 1000 generations.

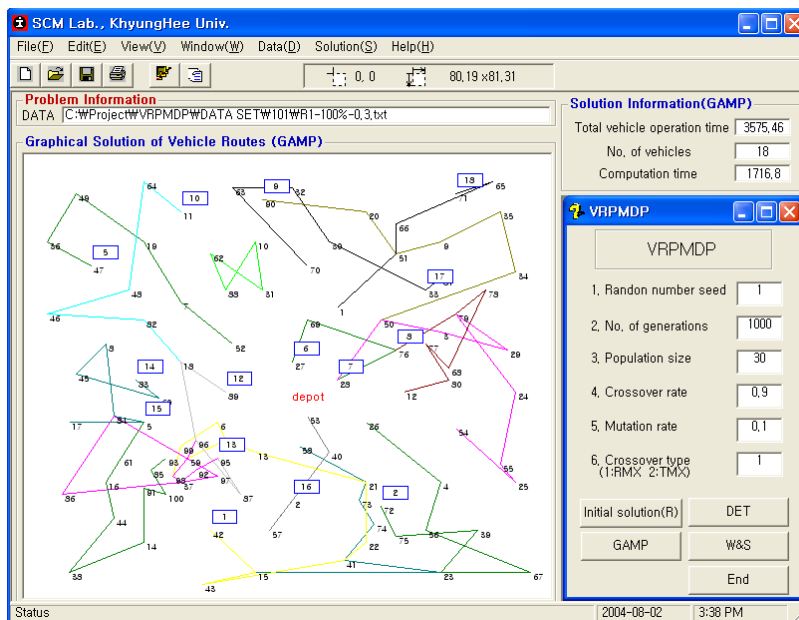


Figure 5. Screen output of GAMP.

**Table 2.** Comparison of W&S and DET

Problem type	Total vehicle operation time		Difference (%)
	W&S	DET	
RNS	2731.4	2324.7	17.5
RNL	2734.5	2302.9	18.7
RHS	3263.3	2878.7	13.4
RHL	3291.1	2947.6	11.7
RFS	4065.8	3592.4	13.2
RFL	4249.9	3825.4	11.1
CNS	2502.5	2226.9	12.4
CNL	2494.7	2292.8	8.8
CHS	3338.1	2932.9	13.8
CHL	3407.3	2985.2	14.1
CFS	3836.9	3612.4	6.2
CFL	3905.8	3619.9	7.9
Average:			12.4

GAMP의 수행도를 평가하기 위하여 DET와 문제유형별 및 문제특성별 비교실험을 수행하였으며, 그 결과가 <Table 3>과 <Table 4>에 각각 정리되어 있다. DET에 대한 GAMP의 개선율은 다음 식에 의해 계산되었다. (DET의 총 차량운행시간 - GAMP의 총 차량운행시간) \* 100 / DET의 총 차량운행시간. <Table 3>으로부터, GAMP는 12가지 문제유형에서 4.0~8.2%의 개선율로써 DET보다 항상 더 좋은 해를 구해줌을 알 수 있다. 총 차량운행시간과 계산시간(CPU)은 해당 문제유형을 5회씩 반복 실험하여 계산된 평균치이다. 반복실험을 위해 해당 문제유형의 일양변수 입력자료를 매회 새롭게 생성하여 문제를 구축하였다. 5회 반복실험에 대한 총 차량운행시간의 표준편차는 변동계수(coefficient of variance; *c.v.*)로 표현하였다. 두 기법 모두에서 변동계수가 평균 3.0 미만으로 구해져, 총 차량운행시간 평균치의 신뢰도가 높다고 말할 수 있다.

**Table 3.** Comparison of GAMP and DET on twelve problem types

Problem type	Total vehicle operation time				Improvement rate (%)	CPU(sec)	
	DET		GAMP			DET	GAMP
	DET	<i>c.v.</i>	GAMP	<i>c.v.</i>			
RNS	2272.5	2.3	2136.3	3.6	6.0	56.1	518.3
RNL	2299.0	3.5	2160.4	2.9	6.0	51.2	526.1
RHS	2928.7	4.2	2760.5	4.3	5.7	103.9	821.8
RHL	2977.2	4.4	2801.9	4.7	5.9	131.0	772.9
RFS	3652.0	3.5	3353.4	4.3	8.2	191.7	1106.6
RFL	3732.1	2.7	3514.8	3.9	5.8	225.6	1286.6
CNS	2202.2	1.7	2082.8	1.7	5.4	55.6	587.4
CNL	2261.6	1.8	2110.6	2.6	6.7	60.2	559.2
CHS	2819.0	3.9	2707.0	2.1	4.0	138.5	884.7
CHL	2878.0	3.3	2758.3	1.6	4.2	147.6	731.1
CFS	3511.8	2.3	3292.5	1.0	6.2	284.5	1276.4
CFL	3604.5	1.1	3348.6	1.2	7.1	210.0	974.8
Average	2.9		2.8		5.9	138.0	837.2

<Table 3>에 정리되어 있는 바와 같이, GAMP는 평균 5.9%의 개선율로서 DET 보다 항상 더 우수한 차량경로 해를 구했으나, 계산시간은 약 6배 더 길게 소요되었다. GAMP는 RFS 문제유형에서 가장 높은 8.2%의 개선율을 보였으며, CHS 문제유형에서 가장 낮은 4.0%의 개선율을 보였다. 이에 따라 GAMP는 고객지점이 랜덤하게 분산되어 있고, 모든 고객이 혼합고객이며, 화물재배치시간이 상대적으로 크지 않은 VRPMDP에서 특히 효과적이라고 말할 수 있다. 쌍체표본 *t*-검정을 이용하여 두 해법의 총 차량운행시간 차이에 대한 유의성 분석결과, 검정통계치  $t_0 = 18.05 > t_{(0.005, 59)} = 2.66$ 으로 나타나 모든 문제유형에서 GAMP가 DET와 비교하여  $\alpha = 0.01$ 로서 매우 뛰어난이 확인되었다.

<Table 4>에 정리된 문제특성별 두 기법의 총 차량운행시간은 고객분포와 화물재배치 시간계수 특성의 경우 각각 6가지 문제유형에 대한 5회 반복 실험으로 총 30문제의 평균치이며, 혼합고객비율 특성의 경우 각각 4가지 문제유형에 대한 5회 반복실험으로 총 20문제의 평균치이다. 먼저 고객분포 특성의 경우, R과 C 유형의 문제에서 DET에 대한 GAMP의 평균 개선율은 각각 6.4%와 5.6%로 구해졌다. GAMP의 개선율 차에 대한 *t*-검정 결과,  $t_0 = 1.29 < t_{(0.025, 29)} = 2.05$ 로 나타나 고객분포의 차이는  $\alpha = 0.05$ 로서 DET에 대한 GAMP의 개선효과 크기에 영향을 미치지 않는다고 판단하였다. 또한 화물재배치 시간계수 특성의 경우, S와 L 유형의 문제에서 GAMP의 평균 개선율은 모두 6.0%로 구해졌다. *t*-검정 결과, 화물재배치시간의 상대적 크기는 DET에 대한 GAMP 개선효과 크기에 영향을 미치지 않는 것으로 나타났다.

**Table 4.** Comparison of GAMP and DET for three problem characteristics

Problem characteristic		DET	GAMP	Improvement rare(%)
Customer distribution	Randomly(R)	2976.9	2787.9	6.4
	Centered(C)	2879.5	2718.8	5.6
Mixed-customer ratio	0%(N)	2258.8	2122.5	6.0
	50%(H)	2900.7	2756.9	5.0
	100%(F)	3625.1	3380.5	6.8
Reshuffling time parameter	0.3(S)	2897.7	2724.2	6.0
	0.5(L)	2958.7	2782.4	6.0

끝으로 혼합고객비율 특성의 경우, N, H, F 유형의 문제에서 GAMP의 개선율은 각각 6.0%, 5.0%, 6.8%로 구해졌다. GAMP의 개선율 차에 대한 *F*-검정 결과,  $F_0 = 4.57 < F_{(2, 57; 0.01)} \cong 4.98$ 로 나타나 혼합고객비율의 크기는  $\alpha = 0.01$ 로서 DET에 대한 GAMP 개선효과 크기에 영향을 미치지 않는다고 판단하였다. 그러나 종합적으로 GAMP는 RFS 문제유형에서 가장 개선효과가 높은 것으로 나타났다. 이러한 결과는 <Table 3>의 문제유형별 분석결과와 일치한다.



## 5. 결론 및 향후과제

본 연구에서는 귀로 수거화물이 있는 차량경로 결정문제 (VRPB)를 확장한 배달과 수거가 혼합된 차량경로 결정문제 (VRPMDP)를 다루었다. VRPMDP는 차량이 한 순회 동안에 고객서비스 시간대를 엄격히 지키면서 배달과 수거작업을 혼합 수행할 수 있고 또한 한 고객의 배달과 수거작업을 분리 수행할 수 있는 상황의 VRP를 다룬다. 차량이 고객지점에서 수거작업을 수행하는 경우에 발생할 수 있는 화물재배치작업을 고려하였으며, 화물재배치작업에 소요되는 시간의 산정을 위해서 차량적용량, 잔여 배달물량, 수거물량을 반영한 수식을 개발하였다.

VRPMDP를 위한 혼합정수 수리모형을 구축하였으며, 간단한 VRPMDP 예제에 적용하여 그 타당성을 확인하였다. 예상한 대로, 아주 작은 크기의 문제에 대해서도 수리모형은 매우 긴 계산시간을 요하였다. 해를 구하는 데 있어 계산시간과 메모리 소요의 문제점을 극복하기 위해, 유전 알고리즘을 이용하여 GAMP 이름의 휴리스틱 기법을 개발하였다. GAMP에서 개체표현, 초기 모집단 생성, 교차변이, 돌연변이, 경로 재결합 등의 주요 유전 알고리즘 변수들은 새로이 고안하였다.

고객분포, 혼합고객비율, 화물재배치 시간계수와 같은 문제 특성을 다르게 하여 구축한 총 12가지의 문제유형 각각에 대해 5회 반복실험을 수행한 결과, GAMP는 Dethloff의 변형 알고리즘과 비교하여 평균 5.9%의 총 차량운행시간 단축을 보였다. 그러나 500세대 진화를 위한 GAMP의 계산시간은 약 6배 더 길게 소요되었다. 특히, 고객지점이 랜덤하게 분산되어 있고, 모든 고객이 혼합작업의 고객이며, 화물재배치시간이 상대적으로 크지 않은 VRPMDP에서 GAMP의 총 차량운행시간 단축이 8.2%로 가장 높게 나타났다. 그러나 각 문제특성별로 GAMP와 DET의 비교실험을 수행한 결과, 고객분포, 혼합고객비율, 화물재배치 시간계수의 변화는 GAMP의 개선효과 크기에 영향을 미치지 않는 것으로 나타났다.

향후 연구과제로서, 본 연구에서 개발한 GAMP의 실용성을 높이기 위해서 계산시간의 단축에 대한 연구가 필요하다. 또한 더 정확한 화물재배치시간을 구하는 식의 유도가 필요하다. 취급화물의 특성이나 종류, 수량, 중량 등의 요인들에 대한 실측 자료를 토대로 회귀식을 구하는 방법을 고려할 수 있다. 마지막으로, 고객의 배달과 수거물량이 사전에 정확히 알려져 있지 않은 확률적 상황의 VRPMDP에 대한 연구가 앞으로 필요하다.

## 참고문헌

Clarke, G. and Wright, J. (1964), Scheduling of Vehicles from a Central Depot to a Number of Delivery Points, *Operations*

*Research*, **12**, 568-581.

- Dethloff, J. (2001), Vehicle Routing and Reverse Logistics: The Vehicle Routing Problem with Simultaneous Delivery and Pick-up, *OR Spectrum*, **23**, 79-96.
- Gen, M. and Cheng, R. (1997), *Genetic Algorithms and Engineering Design*, John Wiley & Sons, Inc.
- Goldberg, D. E. (1989), *Genetic Algorithms in Search, Optimization, and Machine Learning*, Addison-Wesley Pub. Com, Inc.
- Golden, B. L., Baker, E., Alfaro, J., and Schaffer, J. (1985), The Vehicle Routing Problem with Backhauling: Two Approaches. In R. Hammesfahr, editor, *Proceedings of the XXI Annual Meeting of S.E. TIMS*, Myrtle Beach, SC, 90-92.
- Holland, J. H. (1975), *Adaptation in Natural and Artificial Systems*, University of Michigan Press. Ann Arbor.
- ILOG CPLEX 7.5 User's Manual (2001), ILOG, Inc., France.
- Kim, H. S., Han, D. H. and Lee, I. C. (2001), A Case Study of the Reverse Logistics Considering an Environment, *Journal of Society of Korea Industrial and Systems Engineering*, **24**(66), 69-77.
- Min, H. (1989), The Multiple Vehicle Routing Problem with Simultaneous Delivery and Pick-up Points, *Transportation Research Part A*, **23A** (5), 377-386.
- Moon, B. R. (2003), *Genetic Algorithm*, Doo-Yang Sa.
- Potvin, J. Y. and Bengio, S. (1996), The Vehicle Routing Problem with Time Windows, Part II: Genetic Search, *INFORMS Journal on Computing*, **8**, 165-172.
- Potvin, J. Y., Duhamel, C., and Guertin, F. (1996), A Genetic Algorithm for Vehicle Routing with Backhauling, *Applied Intelligence*, **6**, 345-355.
- Reimann, M., Doerner, K., and Hartl, R. F. (2002), *Insertion Based Ants for Vehicle Routing Problems with Backhauls and Time Windows: Ant Algorithms*, Dorigo et al. (Eds.), Springer LNCS 2463, Berlin/Heidelberg, 135-148.
- Salhi, S. and Nagy G. (1999), A Cluster Insertion Heuristic for Single and Multiple Depot Vehicle Routing Problems with Backhauls, *Journal of the Operational Research Society*, **50**, 1034-1042.
- Sural, H. and Bookbinder, J. H. (2003), The Single-vehicle Routing Problem with Unrestricted Backhauls, *Networks*, **41**(3), 127-136.
- Toth, P. and Vigo, D. (1997), An Exact Algorithm for the Vehicle Routing Problem with Backhauls, *Transportation Science*, **31** (4), 372-385.
- Wade, A. C. and Salhi, S. (2002), An Investigation into a New Class of Vehicle Routing Problem with Backhauls, *Omega*, **30**, 479-487.
- Zhong, Y. and Cole, M. H. (2001), A Simple Approach to Linehaul-backhaul Problems: A Guided Local Search Approach for the Vehicle Routing Problem, *MBTC-1102, Mack-Blackwell Transportation Center*, University of Arkansas, Fayetteville.