

멀티미디어 통신망 설계에서 게이트웨이 위치와 광경로 결정문제를 해결하는 휴리스틱 접근방법

정회원 이영호*, 남기효**, 김성인***

Effective Heuristic Procedures for Solving a Gateway Location and Fiber Routing Problem in Designing Multimedia Telecommunication Networks

Young-ho Lee*, Kee-hyo Nam**, Seong-in Kim*** *Regular Members*

요 약

이 연구는 멀티미디어 서비스를 제공하는 중요한 망 설계 문제를 다룬다. 이 연구에서 다루는 문제는 게이트웨이 위치와 광케이블 경로를 정하는 문제로서 가능한 한 총비용을 최소화하는 소넷링을 설계한다. 고려하는 비용은 게이트웨이와 전화국에 설치되는 가감 다중화기(Add-Drop Multiplexer)의 설치비용과 광케이블의 선로 비용이다. 이를 해결하기 위하여 먼저 최적화모형을 제시하고, 효율적인 해법으로서 몇 가지 휴리스틱 방법을 개발한다. 몇 가지 예제를 수행한 결과는 두 해법의 총비용 절감 효과를 보여준다.

ABSTRACT

In this paper, we deal with an important network design problem in providing multimedia telecommunication services. The problem is to find an optimal gateway location and fiber routing, while minimizing the total cost. The cost elements are the installation cost of add-drop multiplexer and fiber cables. We have developed effective heuristic procedures for the problem. The performance of the developed heuristic shows promising computational results.

I. 서 론

이 논문은 게이트웨이와 전화국을 연결하여 멀티미디어 정보통신망을 설계하는 문제를 다룬다. 여기서 게이트웨이는 멀티미디어 서비스를 제공하는 장소이고 전화국은 게이트웨이를 통하여 서비스를 받는 장소이다. 특히 멀티미디어 서비스를 제공하기 위해서는 많은 정보량이 필요하므로 네트워크도 광대역 정보통신 네트워크이다.

광대역 정보통신망은 예상하지 못한 고장이 발생

하였을 때 서비스를 빠르게 복구하기 위해서 표준 전송 방식으로 동기식 광통신망 (Synchronous Optical Networks, SONET, 이하 소넷)을 사용한다. 그리고 통신회사는 소넷 구조로써 스스로 서비스를 회복하는 능력을 지닌 링구조를 채택하고 있다^[1]. 이 논문에서 다루고자 하는 망 구조는 미국 US WEST사에서 멀티미디어 서비스를 제공하는 아키텍처로 고려하고 있는 구조이다^[2]. 이 구조는 Level 1 게이트웨이는 ATM 스위치를 이용하고, 전송매체로써 소넷을 이용하는 구조이다. 특히 이 구조는 서비

* 고려대학교 산업공학과(yhlee@kucn.korea.ac.kr)

** 고려대학교 부설 정보통신기술 공동연구소(khmam@kucn.korea.ac.kr)

*** 고려대학교 산업공학과(tennis@kucn.korea.ac.kr)

논문번호: 98337-0803, 접수일자: 1998년 8월 3일

* 이 연구는 한국 과학재단 핵심 전문 연구(과제번호 981-1051-084-2)로 수행되었음.

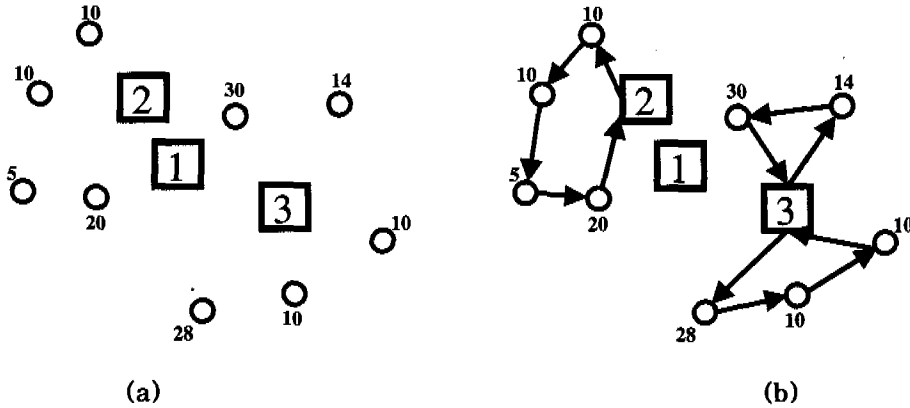


그림 1. 게이트웨이 위치와 광케이블 경로 결정문제의 보기

스의 생존성을 보장하기 위해서 링구조로 Level 1 게이트웨이와 지역 단국(Serving Center)를 연결하고 있다. 그림 1.은 이러한 망 구조의 한 예를 보여준다. 그림에서 원(○)은 전화국이고, 사각형(□)은 게이트웨이 후보지이다. 그리고 (a)는 게이트웨이 후보지, 전화국, 전화국의 수요가 있는 상황을 나타내며, (b)는 게이트웨이 위치와 단국을 연결한 광케이블 경로를 구한 한 가지 해를 나타낸다.

이 그림에서 게이트웨이는 멀티미디어 서비스를 전화국에 제공하는 역할을 한다. 다시 말하면, 멀티미디어 서비스를 제공하는 망을 설계할 때, 게이트웨이 위치와 광경로를 설정하면, 멀티미디어 서비스 회사들은 모든 전화국에 서비스를 제공할 필요가 없다. 왜냐하면 멀티미디어 서비스를 제공하는 회사의 입장에서는 가장 가까운 게이트웨이까지 광케이블을 설치하면 모든 전화국에 멀티미디어 서비스를 할 수 있기 때문이다.

지난 10년 동안 소넷 설계문제에 대한 많은 연구 결과를 통신망 설계에 응용하고 있다. 이러한 연구들로는 Wasem, Wu, Cardwell이 개발한 네트워크 구성 소프트웨어^[3], Laguna이 제안한 전화국 분류 알고리즘^[4], Luss, Rosenwein, Wong이 개발한 네트워크 확장기법^[5]을 들 수 있다. 이 연구들은 모두 소넷을 구성하는 노드로 전화국만을 고려하고 있다. 그러나 실제 멀티미디어 통신망설계에서는 전화국뿐 아니라 게이트웨이 위치가 전체 네트워크 설계 비용에 큰 영향을 준다^[2]. 더욱이 게이트웨이는 광케이블을 통해서 전화국에 비디오와 디지털 정보를 공급하므로 그 위치 결정 문제는 망 전체 비용면에서 볼 때 매우 중요하다. 따라서 이 연구는 소넷링을 설계할 때, 네트워크를 구성하는 노드로서 전화국과 게이트웨이 후보지를 함께 고려한다.

이 연구는 게이트웨이를 놓는 위치와 광케이블이 지나는 경로를 정하는 문제(Gateway Location and Fiber Routing Problem, 이하 GLFRP)를 다룬다. 이 문제는 잘 알려진 다수정류소 차량경로 결정문제(Multi-Depot Vehicle Routing Problem, 이하 MDVRP)로 해석할 수 있다. 여기서 MDVRP와 다른 점은 GLFRP는 게이트웨이 위치가 정해져 있지 않고, 고려하는 비용요소도 광케이블이 전화국을 통과하는 거리비용뿐 아니라 가감 다중화기(Add-Drop Multiplexer, 이하 ADM)의 설치비용까지 포함한다는 점이다^[6].

이 연구는 GLFRP의 효율적인 해를 구하는 네 가지 휴리스틱 알고리즘을 개발한다. 첫 번째 휴리스틱 알고리즘은 지역해를 찾는 지역해 휴리스틱으로 알고리즘 수행과정에서 게이트웨이로 추가하거나 게이트웨이에서 제거되는 후보지에 우선순위를 매겨서 그 우선순위에 따라 게이트웨이 집합을 조정하고 MDVRP 휴리스틱 알고리즘을 수행하여 총비용을 계산한다. 두 번째 휴리스틱 알고리즘은 게이트웨이 집합을 찾기 위해 확률 타부 탐색기법^[7]을 수행한다. 세 번째 휴리스틱 알고리즘은 지역해 휴리스틱과 확률 타부 휴리스틱을 혼합한 혼합 휴리스틱방법이다. 다시 말하면 이 알고리즘은 지역해 휴리스틱의 최종결과를 초기해로 하여 확률 타부 탐색 기법을 수행한다. 마지막으로 네 번째 휴리스틱 알고리즘은 유전알고리즘^[8]을 이용하여 게이트웨이 위치와 광케이블의 경로를 정한다.

이 논문의 2장은 문제 이해를 돕기 위해서 수학 모형을 제시한다. 3장은 네 가지 휴리스틱 알고리즘을 자세히 설명한다. 4장은 알고리즘을 적용한 결과를 비교한다. 5장은 연구를 요약하고 추후 연구 과제를 제시한다.

II. 수화 모형

수화 모형에 사용되는 전화국과 게이트웨이 후보지 집합, 변수, 모수를 나타내는 기호와 정의는 다음과 같다.

V : 모든 노드, 즉 전화국과 게이트웨이 후보지의 집합, $V = \{1, \dots, n\}$.

M : 모든 전화국 집합, $M = \{1, \dots, m\} \subseteq V$.

N : 모든 게이트웨이 후보지 집합,

$N = \{m+1, \dots, n\} \subseteq V$.

x_{ij} : 노드 i 와 노드 j 가 연결될 때 1, 아니면 0, ($i, j \in V$).

u_k : 게이트웨이가 노드 k 에 설치될 때 1, 아니면 0, ($k \in N$).

b : 링 용량, 예를 들면, OC-48(2.488Gbps).

c_{ij} : 노드 i 에서 노드 j 사이의 ADM 설치비용(a)과 광케이블 설치비용(e_{ij})의 합 ($i, j \in V$), 즉, $c_{ij} = a + e_{ij}$.

d_i : 노드 i 의 수요 ($i \in M$, 단위는 Mbps).

h : 설치 가능한 게이트웨이 최대 개수 ($1 \leq h \leq |N|$).

γ : 모든 노드에서 발생하는 수요합, 즉 $\gamma = \sum_{i \in M} d_i$.

이 연구에서 제시하는 정수 최적화 모형(이하 GLFR)은 다음과 같다.

GLFR :

$$\text{Minimize } \sum_{i \in V} \sum_{j \in V} c_{ij} x_{ij} \quad (1)$$

subject to

$$\sum_{j \in V} x_{ij} = 1, \quad \forall i \in M, \quad (2)$$

$$\sum_{j \in V} x_{ji} = 1, \quad \forall i \in M \quad (3)$$

$$\sum_{i \in M} (x_{ij} - x_{ji}) = 0, \quad \forall j \in N \quad (4)$$

$$\sum_{k \in N} u_k \leq h, \quad (5)$$

$$x_{ki} \leq u_k, \quad \forall i \in M, k \in N \quad (6)$$

$$x_{ik} \leq u_k, \quad \forall i \in M, k \in N, \quad (7)$$

$$\sum_{i \in S} \sum_{j \in S} x_{ij} \leq |S| - 1, \quad \forall S \subseteq M, \quad (8)$$

$$\gamma \left(\sum_{i \in S} \sum_{j \in S} x_{ij} - |S| + 1 \right) + \sum_{i \in S} \sum_{j \in S \cup N} d_j x_{ij} \leq b,$$

$$\forall S \subseteq M, \quad (9)$$

$$\begin{aligned} & \gamma \left(3 \sum_{i \in S} \sum_{j \in S} x_{ij} + \sum_{i \in S} \sum_{j \in N} (x_{ij} + x_{ji}) - 3|S| + 1 \right) + \\ & \sum_{i \in S} x_{ik} - \sum_{i \in S} x_{ki} \leq 0 \quad \forall S \subseteq M, \forall k \in N, \quad (10) \\ & x_{ij} \in \{0, 1\}, \quad \forall i, j \in V, \\ & u_k \in \{0, 1\}, \quad \forall k \in N. \end{aligned}$$

이 모형에서 목적식 (1)은 광케이블 설치비용과 ADM 설치비용의 합을 나타낸다. 제약식 (2)와 (3)은 각 전화국에서 연결되는 노드에 관한 제약을 나타내며, 제약식 (4)는 각 게이트웨이 후보지에서 연결되는 전화국에 관한 제약을 나타낸다. 제약식 (5)는 총 게이트웨이 개수의 상한이다. 또 제약식 (6)과 (7)은 게이트웨이로 선정된 노드만 전화국과 연결하도록 한다. 제약식 (8)은 전화국끼리 부분 순환로(sub-tour)가 생기지 못하게 한다. 제약식 (9)는 최대 링 용량값이다. 마지막으로 제약식 (10)은 링 하나가 게이트웨이를 두 개 이상 지날 수 없도록 한다.

III. 휴리스틱 알고리즘

이 연구에서 개발한 휴리스틱 알고리즘은 초기 단계, 광케이블 경로결정 단계, 게이트웨이 조정 단계의 3 단계로 나눌 수 있다. 초기 단계는 게이트웨이 초기집합을 찾는 단계이다.

그림 2.는 이 연구에서 개발한 휴리스틱 알고리즘의 전체 흐름도를 나타낸다.

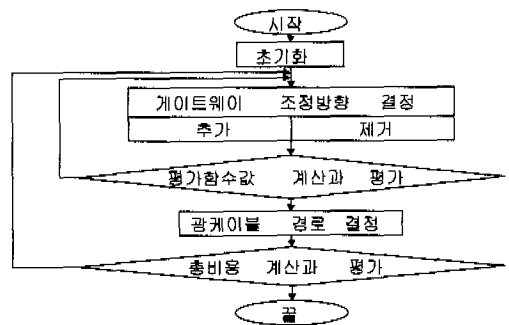


그림 2. 휴리스틱 알고리즘 흐름도

그리고 광케이블 경로결정 단계는 임시로 정한 게이트웨이 집합을 가지고 MDVRP 휴리스틱을 이용하여 광케이블 경로와 총비용을 구하는 단계이다. 이 MDVRP 휴리스틱은 Chao, Golden, Wasil 등의 MDVRP 휴리스틱을 문제의 형태에 맞게 수정하여

사용한다. 특히 MDVRP 휴리스틱 안에서 전화국을 가장 가까운 게이트웨이에 할당한 후에 사용하는 VRP(Vehicle Routing Problem) 휴리스틱은 Renaud, Boctor, Laporte[9] 등이 개발한 향상된 꽃잎 휴리스틱 알고리즘(Improved Petal Heuristic Algorithm)을 적용한다. 게이트웨이 조정 단계는 게이트웨이 후보자들 가운데 총비용을 줄일 수 있는 게이트웨이 집합을 찾는다. 한편 임시로 게이트웨이 집합이 정해질 때마다 MDVRP 휴리스틱을 수행하면 계산 효율이 급격히 떨어지므로 휴리스틱 알고리즘은 모두 계산이 쉬운 평가함수를 정의하여 총비용 추정함수로 사용한다. 게이트웨이 집합 A가 주어지는 경우 이 집합 A에 대한 평가함수 $z(A)$ 는 다음과 같이 정의할 수 있다.

$$z(A) = \sum_{i \in M} \sum_{j \in A} e_{ij} \delta_{ij} + a \sum_{j \in A} \left\lceil \frac{\sum_{i \in M} d_i \delta_{ij}}{b} \right\rceil \quad (11)$$

여기서, δ_{ij} 는 전화국 i에서 가장 가까운 게이트웨이 j일 때 1이고 그 밖의 경우는 0이다. 그리고 $\lceil \kappa \rceil$ 는 κ 보다 크거나 같은 최소정수를 나타낸다. 즉, 이 함수에서 앞부분은 각 전화국과 그 전화국에서 가장 가까운 게이트웨이 사이의 거리비용을 합한 것을 뜻하고, 뒷부분은 전화국을 가장 가까운 게이트웨이에 할당했을 때 각 게이트웨이에 할당된 전화국 수요를 만족시키는 제일 적은 링의 개수로 계산한 ADM 비용의 합이다.

다음에 알고리즘 전개를 위해 필요한 두 가지 개념을 정의한다.

<정의 1> i(t)를 전화국 i에서 t번째 떨어진 게이트웨이의 후보지라 하고,

$r_i = e_{i, i(1)} / e_{i, i(2)}$ 라 할 때, 주어진 ξ ($0 \leq \xi \leq 1$)에 대해서, $r_i > \xi$ 인 전화국을 “경계점(border point)”이라 한다.

<정의 2> 전화국 i가 경계점일 때, 전화국 i에서 첫 번째로 가까운 후보지와 두 번째로 가까운 후보지는 전화국 i를 “공유한다”라고 정의한다.

이제 휴리스틱 알고리즘 전개에 필요한 몇 가지 기호 및 정의는 다음과 같다.

A: 임시로 선택된 게이트웨이 집합 ($A \subseteq M$).

\bar{A} : 게이트웨이로 선택되지 않은 후보지의 집합 ($\bar{A} = M - A$).

$z(A)$: 집합 A의 MDVRP 휴리스틱 계산 총비용.

T: 게이트웨이 조정과정에서 임시로 만든 게이트웨이 집합.

ze^* : 현행 최적해의 평가함수값.

z^* : 현행 최적해가 갖는 총비용.

1. 지역해 휴리스틱 알고리즘

지역해 휴리스틱의 절차는 다음과 같다.

단계 0. (게이트웨이 위치와 광케이블 경로 초기 설정)

$r_i \leq \xi$ ($i \in M$)인 전화국 i를 게이트웨이 후보지 $i(1)$ 에 할당한다 ($i(1) \in M$). 그리고 게이트웨이 후보지 가운데, 다음 (a), (b)의 교집합을 A로 한다.

(a) 할당된 전화국 수가 많은 것부터 정렬하여 h개를 뽑는다.

(b) 할당된 전화국까지 거리의 합이 적은 것부터 h개를 뽑는다.

만일 이 교집합이 공집합이면 게이트웨이 후보지 하나를 임의로 택하여 그 후보지를 집합 A의 원소로 놓는다. 그리고 $\bar{A} = M - A$ 라 놓는다. 이제 식 (11)을 이용하여 $z(A)$ 를 구한다. 다음에 $ze^* = z(A)$ 라 한다. 그리고 MDVRP 휴리스틱 알고리즘을 수행하여 $z(A)$ 를 구한다. 그 후에 $z^* = z(A)$ 로 놓는다. 만일 $|A| < h$ 이면 arithmetic = add 이고, 그렇지 않으면 arithmetic = delete라 놓는다.

단계 1. (게이트웨이 조정)

1.1 arithmetic이 add나 exchange이면 다음과 같은 방법으로 \bar{A} 에 대해서 게이트웨이 추가

순서목록 add_List를 만든다. 즉 각 후보지 j ($j \in \bar{A}$), k ($k \in A$)에 대해서 $i(1) = j$, $i(2) = k$ 이거나 $i(1) = k$, $i(2) = j$ 인 전화국 i의 갯수를 구하여 갯수가 적은 것부터 순위를 매긴다. 그리고 각 후보지 j ($j \in \bar{A}$)에 대해서 후보지에서 게이트웨이로 추가된 횟수가 적은 것부터 순위를 매긴다. 최종적으로 앞의 두 순위를 합쳐서 그 값이 작은 것부터 정렬한다. 그리고 $T = A \cup \{add_List(1)\}$ 라 놓는다. arithmetic이 delete나 exchange이면 다음과 같은 방법으로

A에 대해서 게이트웨이 제거 순서 목록 delete_List를 만든다. 즉 모든 전화국을 가장 가까운 게이트웨이에 할당한 후, 각 게이트웨이 j ($j \in A$)에 대해 할당된 전화국의 집합을 A_j 라 하고, 각 j

에 대해서 $\frac{\sum_{i \in A_j} e_{ij}}{|A_j|}$ 가 큰 것부터 순위를 매긴다. 단,

여기서 $A_j = \emptyset$ 인 j 는 가장 높은 순위로 한다. 그리고 각 게이트웨이 $j(j \in A)$ 에 대해서 게이트웨이에서 제거된 횟수가 적은 것부터 순위를 매긴다. 최종적으로 앞의 두 순위를 합쳐서 그 값이 작은 것부터 정렬한다. 그리고 $T = A \setminus \{delete_List(1)\}$ 라 놓는다. arithmetic이 exchange이면 $T = A \cup \{add_List(1)\} \setminus \{delete_List(1)\}$ 라 놓는다.

1.2 식(11)을 이용하여 $ze(T)$ 를 구한다. 여기서 $ze(T) < ze^*(1 + \alpha)$ 이면, MDVRF 휴리스틱을 이용하여 $z(T)$ 을 계산한다. 그리고 만일 $z(T) < z^*$ 이면, $A = T$, $z^* = z(T)$, $ze^* = ze(T)$ 로 놓는다.

1.3 만일 $ze^*(1 + \alpha) \leq ze(T) < ze^*(1 + \beta)$ 이면, 다음과 같은 방법으로 T 를 정한다.

- (a) arithmetic이 add이면 $T = T \cup \{add_List(2)\}$,
- (b) arithmetic이 delete이면 $T = T \setminus \{delete_List(2)\}$,
- (c) arithmetic이 exchange이면 $T = T \cup \{add_List(2)\} \setminus \{delete_List(2)\}$.

이제 1.2 로 간다. 만일 $ze(T) \geq ze^*(1 + \beta)$ 이면 단계 2로 간다.

단계 2. (1 차 휴리스틱의 종료)

$|N|$ 번 동안 연속으로 z^* 가 변하지 않거나, $|M|$ 번 동안 연속으로 단계 2를 수행하였으면, 1 차 휴리스틱을 종료하고 2 차 휴리스틱을 수행한다. 그렇지 않으면 arithmetic을 $add \rightarrow delete \rightarrow exchange \rightarrow add$ 의 순서에서 한 단계 이동하여 단계 1로 간다. 단, $|A| = 1$ 인 경우는 arithmetic이 add 이고, $|A| = h$ 인 경우는 arithmetic이 delete 이다.

단계 3. (2 차 초기화와 향상)

2차 초기 게이트웨이 집합은 단계 0에 나오는 (a) (b)를 가지고 만든 합집합을 이용해서 단계 1.2의 delete_List를 만들었을 때, 우선 순위가 낮은 h 개의 후보지를 뺀 집합이다. 이 2 차 초기 게이트웨이 집합을 가지고 앞 단계를 동일하게 수행한다. 2 차 휴리스틱의 수행 후 결정되는 z^* 와 그 때의 총 비용이 지역해 휴리스틱의 최종해이다. □

2. 확률 타부탐색 휴리스틱 알고리즘

확률 타부탐색 휴리스틱과 3절에서 설명할 혼합 휴리스틱은 게이트웨이 조정단계에서 확률 타부탐색 기법(Probabilistic Tabu Search Algorithm)을 사용한다. 게이트웨이 조정단계에서 나타나는 확률 타부

탐색 휴리스틱의 몇 가지 특징들은 다음과 같다.

첫째, \bar{A} 에서 A 로 이동한 회수나 A 에서 \bar{A} 로 이동한 회수는 확률 타부 탐색 기법의 장기기억(Long Term Tabu Search Memory)에 저장하여 게이트웨이 집합의 확률 타부 탐색에서 벌점(penalty)으로 작용한다.

둘째, 총비용을 많이 줄일 수 있는 게이트웨이 집합을 빨리 찾기 위해 단기 기억(Short Term Tabu Search Memory)을 저장하고 있어야 한다. 단기 기억은 게이트웨이로 선정된 지 얼마 안된 후보지가 게이트웨이에서 탈락하는 것은 일정 반복회수(iteration)가 지난 후에만 가능하도록 하는 장치이다.

셋째, 게이트웨이 추가와 제거만으로 조정 작업을 하고 교체는 정기적으로 수행하므로 지역해 휴리스틱에 비해 간단하다.

이 특징들을 바탕으로 확률 타부탐색 휴리스틱의 구체적인 절차를 제시하면 다음과 같다.

단계 0. (게이트웨이 위치와 광케이블 경로 초기 설정)

지역해 휴리스틱의 단계 0. 과 동일하다.

단계 1. (게이트웨이 조정)

arithmetic이 add_best, add_prob, exchange 가운데 하나이면 다음과 같은 방법으로 \bar{A} 에 대해서 게이트웨이 추가 순서목록 add_List를 만든다. 먼저 각 후보지 $j(j \in \bar{A})$, $k(k \in A)$ 에 대해서 $i(1) = j$, $i(2) = k$ 이거나 $i(1) = k$, $i(2) = j$ 인 전화국 i 의 갯수를 구하여 갯수가 적은 것부터 순위를 매긴다. 그리고 각 후보지 $j(j \in \bar{A})$ 가운데 게이트웨이에서 제외된 후, 미리 정해진 수행횟수 add_iter이 지나지 않은 것은 리스트에서 제외한다. 또 arithmetic이 delete_best, delete_prob, exchange 가운데 하나이면 다음과 같은 방법으로 A 에 대해서 게이트웨이 제거 순서 목록 delete_List를 만든다. 먼저 모든 전화국을 가장 가까운 게이트웨이에 할당한 후, 게이트웨이 $j(j \in A)$ 에 할당된 전화국의 집합을 A_j 라 하고, 각 j 에 대해서

$$\frac{\sum_{i \in A_j} e_{ij}}{|A_j|}$$

가 큰 것부터 순위를 매긴다. 단, 여기서 $A_j = \emptyset$ 인 j 는 가장 높은 순위로 한다. 그리고 각 게이트웨이 $j(j \in A)$ 에 대해서 게이트웨이로 추가된 후 미리 정해진 수행횟수 del_iter이 지나지 않은 게이트웨이는 리스트에서 제외한다. 이제 만일 arithmetic이

add_best이면 $T = A \cup \{add_List(1)\}$ 로 놓고, arithmetic이 delete_best이면 $T = A \setminus \{delete_List(1)\}$ 로 놓는다. 그리고 arithmetic이 exchange이면 $T = A \cup \{add_List(1)\} \setminus \{delete_List(1)\}$ 로 놓는다. 한편 arithmetic이 add_prob이면, $i = 1$ 로 놓고, 다음과 같은 방법으로 T를 정한다.

- (a) 랜덤확률 q를 발생시킨다.
- (b) $f^* = \max_{n \in N} \{f_0(n), f_1(n)\}$
- (c) $q = q + (1-p) \frac{f_1(n)}{f^*}$
- (d) $q > p$ 이면 $i = i+1$ 로 놓고 (a) 로 간다. 그렇지 않으면 (e)로 간다.
- (e) $T = A \cup \{add_List(i)\}$

만일 arithmetic이 delete_prob이면, $i = 1$ 로 놓고, 다음과 같은 방법으로 T를 정한다.

- (a) 랜덤확률 q를 발생시킨다.
- (b) $f^* = \max_{n \in N} \{f_0(n), f_1(n)\}$
- (c) $q = q + (1-p) \frac{f_0(n)}{f^*}$
- (d) $p = p^{r\lambda - \mu}$,
(단, $r = \frac{ze(A)}{ze^*}$), μ, λ 는 미리 정한 상수
- (e) $q > p$ 이면 $i = i+1$ 로 놓고 (a)로 간다. 그렇지 않으면 (f)로 간다.
- (f) $T = A \setminus \{delete_List(i)\}$

이제 식(11)을 이용하여 $ze(T)$ 를 구한다. 만일 $ze(T) < \min\{ze^*(2), ze(3)\}$ 이면, MDVRP 휴리스틱을 이용하여 $z(T)$ 을 계산한다. 그리고 $z(T) < z^*$ 이면, $A = T, z^* = z(T)$ 로 놓는다. 그런데 만일 $ze(T) < ze(3)$ 이면, 다음을 수행한다.

- (a) $ze(T) < ze^*(1)$ 이면,
 $ze^*(3) = ze^*(2), ze^*(2) = ze^*(1), ze^*(1) = ze(T)$.
- (b) $ze^*(1) \leq ze(T) < ze^*(2)$ 이면,
 $ze^*(3) = ze^*(2), ze^*(2) = ze(T)$.
- (c) $ze(T) \geq ze^*(2)$ 이면, $ze^*(3) = ze(T)$.

단계 2. (알고리즘 종료여부 결정)

MDVRP 휴리스틱을 적용한 결과와 현행 최적값을 비교하였을 때, |N|번 동안 연속으로 현행 최적값이 변하지 않으면 알고리즘을 종료한다. 그렇지 않으면 arithmetic을 add_best → add_prob → delete_best → delete_prob → exchange → add_best 의 순서에서 한 단계 이동하여 단계 1로 간다. □

3. 혼합 휴리스틱 알고리즘

혼합 휴리스틱은 지역해 휴리스틱과 확률 타부탐색 휴리스틱을 혼합하여 수행도를 향상시킨 알고리즘이다. 혼합 휴리스틱은 처음에 지역해 휴리스틱을 수행하여 구한 게이트웨이 집합을 가지고 확률 타부탐색 휴리스틱을 수행한다. 그 해를 2차 초기해로 놓고 다시 지역해 휴리스틱을 수행하여 구한 해가 최종해이다. 이제 혼합 휴리스틱 알고리즘 절차를 구체적으로 제시하면 다음과 같다.

단계 0. (게이트웨이 위치와 광케이블 경로 초기 설정)

지역해 휴리스틱에서 결정된 게이트웨이 위치를 A로 하고, 그 집합에 대한 총비용을 z^* 로 놓는다.

단계 1. (게이트웨이 조정)

확률 타부탐색 휴리스틱 를 수행한다.

단계 2. (알고리즘 종료여부 결정)

단계 1 의 초기 게이트웨이 집합 A와 단계 1 수행 후 구한 게이트웨이 집합 A가 동일하면 알고리즘을 종료한다. 그렇지 않으면 단계 1 수행 후 구한 게이트웨이 집합을 가지고 지역해 휴리스틱을 다시 수행한 결과가 혼합 휴리스틱의 최종해이다. □

4. 유전 알고리즘

이 연구에서 개발한 유전 알고리즘은 게이트웨이 조정 단계에서 재생산(reproduction), 교차(crossover), 돌연변이(mutation) 등을 통한 연산을 통해서 새로운 게이트웨이 집합(개체)들을 만든다. 따라서 게이트웨이 집합 여러 개로 이루어진 세대 하나를 형성한 후, 각 개체는 식 (11)을 적합도 함수로 사용하여 평가하고, 그 값에 따라서 MDVRP 휴리스틱을 수행할 것인지를 결정한다. MDVRP 휴리스틱을 수행하면 실제 총비용을 계산할 수 있는데, 이 값들을 비교하여 총비용이 적은 개체의 목록을 계속 갱신하게 된다. 이 때, 유전 알고리즘 수행 효율을 높이기 위해서 총비용 목록에 있는 모든 개체들의 광케이블 경로는 따로 저장하지 않는다. 다만 개체와 총비용 값만을 저장하고 있다가 최종 결과로 총비용이 가장 적은 게이트웨이 집합을 구하게 되면 그 개체에 대해서만 MDVRP 휴리스틱을 다시 수행하여 최종 게이트웨이 위치와 광케이블의 경로를 구한다.

게이트웨이 조정 단계에서 유전 알고리즘을 사용하는 장점은 복잡한 게이트웨이 조정단계를 단순하게 하여 많은 게이트웨이 집합을 구성할 수 있다는 것이다. 즉, 혼합 휴리스틱은 후보지의 추가와 제거 순위를 이용하였기 때문에 게이트웨이 집합을 만드는 과정이 복잡하였지만 유전 알고리즘은 간단한 방법으로 여러 개의 게이트웨이 집합을 찾으므로 빠르게 게이트웨이 집합을 구성할 수 있다.

게이트웨이 집합을 나타내는 염색체(chromosome)의 유전자는 이진 값을 가지며, 유전자 수는 게이트웨이 후보지의 개수만큼 형성된다. 각 염색체 좌(locus)는 특정 좌표를 갖는 게이트웨이 후보지를 나타내며, 유전자 값이 1인 경우는 게이트웨이가 위치하고 0인 경우는 게이트웨이가 위치하지 않게 된다.

유전 알고리즘에서 필요한 몇 가지 기호 및 정의는 다음과 같다.

$P(t)$: 세대 t 의 모집단.

P_c : 교차율.

P_m : 돌연변이율.

이제 유전 알고리즘의 구체적인 절차를 제시하면 다음과 같다.

단계 0. (게이트웨이 위치와 광케이블 경로 초기 설정)

$t=0$ 으로 놓고, 모집단 $P(t)$ 를 랜덤하게 형성한다. 이 때 $P(t)$ 는 게이트웨이 집합을 개체로 한다. 그리고 각 개체 $A (A \in P(t))$ 에 대해 식(11)을 이용하여 적합도 함수 $z(A)$ 를 구한다. 그 후에 모집단에 있는 개체 가운데 적합도 함수값이 상위 10위 이내에 있는 개체들에 대해서 MDVRP 휴리스틱을 수행하여 $z(A)$ 를 구하고, $z(A)$ 가 가장 작은 값을 갖는 A 에 대해서, $z^* = z(A)$, $A^* = A$ 로 놓는다.

단계 1. (게이트웨이 조정)

1.1 $t=t+1$ 로 놓고, $P(t) = P(t-1)$ 라 한다. 이제 재 생산된 $P(t)$ 의 모든 개체에 대해서 각각 랜덤 확률을 발생시켜서 그 값이 P_c 보다 작으면 그 개체를 교차하는 개체로 둔다. 그리고 교차 대상 개체 가운데 임의로 쌍을 만들고 교차하여 두 개체를 만든다. 그 후에 $P(t)$ 에서 교차 이전의 개체를 제거하고 새로 생산된 개체를 삽입한다. 한편 개체에 있는 각 후보지에 대해서 랜덤 확률을 발생시켜서 그 값이 P_m 보다 작으면 그 후보지를 돌연변이한다.

1.2 앞 1.1 과정을 거쳐 새로운 세대가 형성되면 식(11)을 이용하여 그 모집단에 속한 개체들의 적합도 함수값을 계산한다. 그리고 적합도 함수가 10위 이내에 있는 개체들에 대해서 MDVRP 휴리스틱을 수행하여 $z(A)$ 의 최소값을 찾았을 때 이 값이 z^* 보다 작으면, 그것을 새로운 z^* 로 놓는다. 그리고 그 때의 A 를 A^* 로 놓는다.

단계 2. (유전 알고리즘의 종료 여부 결정)

$|N|$ 번의 세대동안 연속으로 z^* 가 변하지 않으면 유전 알고리즘을 종료하고 단계 3으로 간다. 그렇지 않으면 단계 1로 간다.

단계 3. (최적 광케이블의 위치 및 광케이블의 경로 결정)

A^* 를 이용하여 MDVRP 휴리스틱 알고리즘을 수행하여 최종 광케이블의 경로를 결정한다. 이 때의 총비용은 z^* 이다. □

IV. 알고리즘 수행 결과 및 결과 분석

이 연구에서 개발한 휴리스틱 알고리즘 수행도를 분석하고 비교하기 위해서 몇 가지 문제에 대한 계산 결과를 제시한다. 문제에서 전화국 위치나 게이트웨이 후보지 위치는 랜덤하게 구한 x좌표와 y좌

표 1. 6 가지 예제에 대한 결과

M	N	h	지역해 휴리스틱	확률 타부탐색 휴리스틱	혼합 휴리스틱	유전 알고리즘
100	10	8	358,105	309,533	265,253	302,960
100	20	16	381,253	556,091	235,275	275,225
200	30	24	752,275	738,992	56,049	111,482
200	40	32	983,525	766,253	105,088	132,652
300	50	40	1,075,778	1,000,055	820,121	705,250
300	60	48	1,835,557	1,624,046	1,398,515	924,352

표를 이용해서 형성한다. 6 가지 문제에 대한 계산 결과는 <표 1>과 같다. 이 표에서 알고리즘의 수행 결과를 살펴보면, 지역해 휴리스틱과 확률 타부탐색 휴리스틱은 혼합 휴리스틱이나 유전 알고리즘보다 수행도가 대체로 떨어지는 것을 알 수 있다. 따라서 확률 타부 탐색기법이나 유전 알고리즘을 이용한 알고리즘이 총비용 절감효과가 뛰어난 것을 알 수 있다. 특히 노드의 개수가 많아질수록 혼합 휴리스틱보다 유전 알고리즘이 총비용을 절감할 수 있는 해를 더 잘 구하는 것을 알 수 있다. 따라서 GLFRP 는 게이트웨이 후보지 한 개가 바뀔 때보다 몇 개의 게이트웨이 후보지가 한꺼번에 바뀔 때 총비용이 민감하게 변한다고 할 수 있다. 다시 말하면, 혼합 휴리스틱은 게이트웨이 후보지 각각에 대한 순위를 매겨서 순위가 높은 후보지를 한 개씩 추가하거나 제거하여 게이트웨이 집합을 만들었지만, 유전 알고리즘은 이러한 복잡한 순위를 나열하지 않고 가능한 한 게이트웨이 집합 여러 개를 형성해서 MDVRP 휴리스틱 알고리즘을 수행할 기회를 많이 만들었다. 이러한 계산 수행의 결과로 비용 절감효과가 뛰어난 게이트웨이 위치 및 광케이블의 경로를 구할 수 있다는 것이 <표 1>에 나타난다.

이 계산 결과는 휴리스틱 알고리즘에서 사용되는 모수들의 여러 변화들을 변화시켜 그 중에 가장 좋은 결과들을 모은 것이다.

V. 결론

이 연구는 게이트웨이 후보지들과 전화국으로 주어지는 소넷링을 구성할 때, 광케이블의 거리비용과 가감다중화가 설치비용의 합을 최소로 하는 게이트웨이 위치와 광케이블 경로를 구하는 문제를 다루었다. 제시한 수확모형은 관련된 기존 모형보다 더 적은 수의 제약식을 가지는 수확모형으로 표현한 것이다.

이 문제를 해결하기 위해 네 가지 휴리스틱 알고리즘을 개발하였고, 그 중에서 확률 타부 탐색방법을 이용한 혼합 휴리스틱 알고리즘과 유전 알고리즘이 다른 두 알고리즘에 비해서 비용 절감 효과가 뛰어났다. 또한 전화국과 게이트웨이 후보지 개수가 많아질수록 유전 알고리즘이 비용 절감효과가 더 큰 해를 제시한다는 것을 알 수 있다.

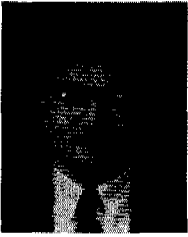
이 연구는 단방향 링으로 이루어진 소넷링 설계를 다루었다. 따라서 양방향 링을 포함한 소넷링 설계는 추후 연구과제이다.

참고 문헌

- [1] T. H.Wu, *Fiber Network Service Survivability*, Artech House Inc., 1992.
- [2] Y. Lee, "Mass Market Multimedia Network Architecture EvolutionStrategy," US WEST, Working Paper,1995.
- [3] O. J. Wasem, T. H. Wu, and R. H. Cardwell, "An Algorithm for Designing Rings for Survivable Fiber Networks," *IEEE Transactions on Reliability*, Vol. 40, No. 4, pp. 428-432, 1991.
- [4] M. Laguna, "Clustering for the Design of SONET Rings in Interoffice Telecommunications," University of Colorado, Working Paper, 1993.
- [5] H. Luss, M. B. Rosenwein, and R. T. Wong, "Topological Network Design for SONET Ring Architecture," AT&T Lab., Working Paper, 1996.
- [6] I. Chao, B. L. Golden, and E. Wasil, "A New Heuristic for the Multi-Depot Vehicle Routing Problem that Improves upon Best-Known Solutions," *American Journal of Mathematical and Management Sciences*, Vol. 13, No. 3, pp. 371-406, 1993.
- [7] J. Xu, S. Y. Chiu, and F. Glover, "Probabilistic Tabu Search for Telecommunications Network Design," GTE Lab., Working Paper, 1997.
- [8] D. E. Goldberg, *Genetic Algorithms in Search, Optimization, and Machine Learning*, Addison-Wesley Publishing Company, Inc., 1989.
- [9] J. Renaud, F. F. Boctor, and G. Laporte, "An Improved Petal Heuristic for the Vehicle Routing Problem," *Journal of the Operational Research Society*, Vol. 47, pp. 329-336, 1996.

이 영 호(Young-ho Lee)

정회원



1984년 2월 : 서울대학교 산업
공학과, 학사
1986년 2월 : 서울대학교 산업
공학과 석사
1992년 8월 : 버지니아 공과대
학 산업시스템공학 박사
1988년 9월~1992년 8월 :
Virginia Tech 연구원

1992년 9월~1997년 2월 : US WEST Advanced
Technologies, Boulder, Colorado,
USA 연구위원

1994년 10월~현재 : Telecommunications Systems
International Journal, USA Associ-
ate Editor

1998년 1월~현재 : International Journal of Man-
agement Science Associate Editor

1997년 2월~현재 : 고려대학교 산업공학과 부교수

1999년 3월~현재 : 고려대학교 부설 정보통신기술
공동연구소 관리실장

1993년 : The Ph.D. Thesis Award, IIE (the
Institute of Industrial Engineers)

1994년 : The Special Achievement Award, US
WEST

1995년 : The ORSA Prize, ORSA(Operations Re-
search Society of America)

1995년 : The Circle of Excellence Award, US
WEST

1996년 : The Koopman Prize, INFORMS(the Insti-
tute for Operations Research and Man-
agement Science)

<주관심 분야> 정보통신 시스템, 정보경영 시스템,
서비스 공학, 네트워크 설계 및 경
제성 분석

남 기 효(Kee-hyo Nam)

정회원



1993년 2월 : 고려대학교 산업
공학과, 학사
1995년 2월 : 고려대학교 산업
공학과, 석사
1999년 2월 : 고려대학교 산업
공학과, 박사
1997년~현재 : 고려대학교 부

설 정보통신기술 공동연구소 연구원

<주관심 분야> 네트워크 최적 설계 및 경제성 분
석, 정보 시스템 설계, 멀티미디어
서비스 망 특성 분석 및 운용,

김 성 인(Seong-in Kim)

정회원



1970년 2월 : 서울대학교 상과
대학 경제학과, 학사

1973년 2월 : 서울대학교 공과
대학 응용수학과, 학사

1975년 2월 : 한국과학원 산업
공학과, 석사

1979년 2월 : 한국과학원 산업
공학과, 박사

1979년~1983년 : Virginia Polytechnic Institute and
State University Post- Doctor Program

1979년~현재 : 고려대학교 산업공학과 교수

1992년 : 제6회 대한산업공학회 학술대상, 대한산업
공학회

1993년 : 우수등록 프로그램, 감사운영 전문가시스
템, 한국정보산업연합회

1994년 : 제4회 과학기술 우수논문상, 한국과학기술
단체총연합회,

<주관심 분야> 네트워크 최적설계, 페이지안 네트
워크, 인공지능, 서비스 품질관리