

# 생존도가 보장된 B-DCS 광전송망 설계 알고리즘

정희원 이인행\*, 이영옥\*\*, 정순기\*\*\*

## B-DCS Fiber-Optic Network Design Algorithm Considering Network Survivability

In-Haeng Lee \*, Youngok Rhee \*\*, Soon-khee Chung \*\*\* *Regular Members*

### 요 약

B-DCS로 구성된 광전송망에서 생존도를 고려한 망설계 문제는 운용회선 및 예비회선 할당문제로 구성된다. 운용회선 및 예비회선 할당문제를 해결하기 위해 기존의 연구들은 각 문제를 분리하여 고려하였으며, 운용회선 할당은 주어진 것으로 간주하고 효율적인 예비회선 할당 알고리즘 개발을 시도하였다.

본 논문에서는 운용 및 예비회선 할당을 동시에 고려하여 전체 설치 회선수를 최소화할 수 있는 운용 및 예비회선 할당 알고리즘을 제시하고자 한다. 먼저 B-DCS 광전송망에서의 운용 및 예비회선 할당문제를 정의하고, 정수계획모형과 휴리스틱 알고리즘을 제시한 후, 마지막으로 이를 실제망에 적용시킨 사례를 제시한다.

### ABSTRACT

Considering survivability in fiber-optic transmission networks using B-DCS(Broadband Digital Cross-connect System), a network design problem consists of WCAP(Working Channel Assignment Problem) and SCAP(Spare Channel Assignment Problem). WCAP has not been studied intensively as a part of a network design problem to minimize total network cost while SCAP has been studied in the several papers as an independent problem.

In this study, we developed a WSCAP(Working and Spare Channel Assignment Problem) algorithm which is to minimize the total number of spare channels and working channels. After problem description, an IP(Integer Programming) model is formulated and several heuristic algorithms are presented. Finally, the result of a case study is described.

### I. 서론

통신 사업자의 기간 하부구조로 널리 사용되는 SDH(Synchronous Digital Hierarchy)기반의 광전송망은 TM(Terminal Multiplexer)을 이용한 점대점 구조, ADM(Add Drop Multiplexer)을 이용한 링구조, B-DCS를 이용한 그물망 구조가 혼재되어 구성된다. 광전송망 구성 초기에는 링구조가 설치비용 및 운영의 측면에서 여러 가지 장점을 가진다. 그러

나 전송망의 영역이 확장되고 노드간의 수요량이 증가함에 따라 링간 수요가 경유링에 부하를 주는 링 구조의 특성상 링구조만으로 모든 수요들을 효율적으로 처리하기에는 한계에 이른다. 따라서 효율적 수요처리를 위해 상위망 구조로서 B-DCS 그물망을 이용하여 [그림 1]에 제시한 것과 같이 대량의 수요를 직통루트로 수용하고 링간의 수요를 경유링을 거치지 않고 직접 처리하는 2계위 망구조를 갖는 것이 효율적이라고 제시되고 있다<sup>1,2)</sup>.

B-DCS 그물망과 같은 광통신망은 대용량 전송,

\* 하나로통신㈜ 기술실

\*\* 데이콤 종합연구소 교환전송기술팀

\*\*\* 충북대학교 컴퓨터공학과

논문번호 : 98382-0827

접수일자 : 1998년 8월 27일

높은 신뢰성, 장거리 전송 등의 특성으로 인해 기존의 동축을 이용한 통신망과는 달리 연결성(connectivity)이 낮아도 대용량 트래픽의 처리가 가능하다. 그러나, 이로 인해 광통신망은 망설비(링크 또는 노드 설비)의 고장 또는 장애발생에 미리 대비할 수 있도록 생존도(survivability)를 고려하여 설계되어야 한다.

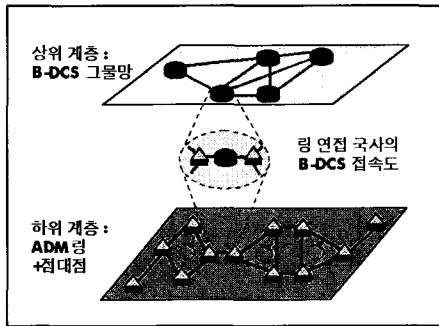


그림 1. B-DCS 그물망과 링+점대점의 2계위 구조

즉, 어떤 재난이나 시스템 장애로 인한 전송불능은 막대한 경제적 손실을 초래하므로, 장애발생으로 인한 서비스 손실을 방지하기 위하여 미리 설치된 여유설비에 의해 자동으로 서비스를 복구할 수 있도록 망설계가 이루어져야 한다. 그런데, 모든 가능한 장애에 대비하여 예비회선을 설치한다는 것은 많은 비용이 소요되는 비효율적인 방법이므로 하나의 링크장애에 대비하여 이 링크를 지나는 운용회선을 복구할 수 있는 예비회선을 설치하는 것이 일반적인 접근법이다. 임의의 한 링크장애에 대비한 예비회선은 장애시에는 장애가 생긴 링크의 수요만을 복구해 주면 되므로, 각기 다른 링크의 장애에 대비하여 할당된 예비회선은 링크의 용량을 공유할 수 있다는 특징을 가지고 있다.

링크장애에 대비한 운용회선 복구 방식에는 경로 복구 방식과 링크복구 방식이 있다. 경로복구 방식은 어떤 링크에 장애가 발생하게 되면, 이 링크를 지나는 트래픽의 운용회선 경로를 미리 설정된 장애가 발생한 링크를 포함하지 않는 예비회선 경로를 통해서 복구하는 방식이다. 반면, 링크복구 방식은 어떤 링크에 장애가 발생하게 되면, 이 링크만을 우회할 수 있는 우회경로를 통해 장애를 복구하는 방식이다. 경로복구 방식은 망자원을 효율적으로 사용할 수 장점을 가지고 있지만, 복구시간이 느리고 운용이 복잡하다는 단점을 가지므로 대부분의 B-DCS 그물망에서는 링크복구 방식을 이용한다.

따라서, B-DCS 그물망 설계문제란 정상상태에서의 서비스를 위한 운용회선(working channel)과 링크 장애에 대비하여 링크를 지나는 운용회선을 복구할 수 있도록 링크복구 방식을 이용하여 예비회선(spare channel)을 확보하는 것을 말한다.

B-DCS 그물망 설계의 효율성은 할당된 운용 및 예비회선 용량의 합으로 판단할 수 있으며 운용회선 용량 최소화는 각 수요를 구성하는 두 노드간의 최단 경로를 이용하여 운용회선을 할당함으로써 가능하다. 그러나 이와같은 단순한 루팅은 예비회선용량이 공유가 가능하다는 점을 고려하지 못하고 있으므로 전체회선용량의 합에 대한 최소 할당을 보장할 수 없다. 하지만, 운용 및 예비회선을 모두 고려하여 전체 회선 수를 최소화하는 문제는 NP-complete이기도 하지만 그 문제 구조상 해결 가능한 해를 하나 찾기도 용이하지 않으며 정수계획모델로 정식화가 가능하기는 하지만 문제의 규모가 커짐에 따라 제약식의 수가 기하급수적으로 늘어나는 형태이기 때문에 최적해를 찾기는 아주 어려운 문제이다. 따라서, 기존의 연구는 운용회선을 할당한 후에 예비회선을 할당하는 2단계 방법을 주로 고려해왔으며 예비회선용량 할당문제는 하나의 개별 문제로 여러 연구들에서 다루어지고 있다<sup>[3,4,5]</sup>.

Hideki Sakauchi 등<sup>[3]</sup>은 운용회선 용량들을 주어진 값으로 보고 각 통신 링크의 운용회선용량에 대해 장애 발생시 partial cut-set의 개념을 이용하여 예비회선 용량을 확보하는 방안을 제시하였다. 즉, 장애가 발생한 링크의 양 노드를 source와 destination으로 가지는 모든 cut-set을 구한 후(장애발생 링크는 제외되므로 partial cut-set이라 함) 이를 통해 장애발생 링크에 할당된 모든 운용회선 용량을 복구한다. 이는 max-flow min-cut 이론과 동등한 개념을 이용한 것이다. 하지만 실제 경우에 모든 링크에 대한 완전한 partial cut-set 집합을 구한다는 것은 아주 복잡한 일이다. 따라서, Hideki Sakauchi 등은 LP와 rounding 기법을 이용하여 해를 구할 수 있는 휴리스틱을 제시하였다. 처음에 임의의 partial cut-set 집합을 정의하고 simplex method를 이용하여 해를 구한다. 주어진 해에 대해 max-flow 문제를 통해 모든 링크의 운용회선 용량에 대한 예비회선 확보가 가능한지를 검사한다. 만약, 예비회선 확보가 불가능한 링크가 있다면 이에 대한 제약을 추가한 partial cut-set 집합을 새로 정의하고 같은 과정을 반복한다. 만약, 주어진 해를 통해 모든 링크 장애에 대비한 예비회선 확보가 가능하다면 정수조

건을 만족하도록 해를 받을림한다.

W.D. Grover<sup>[5]</sup>와 차동원<sup>[6]</sup>은 예비회선을 최대한 공유할 수 있는 형태로 할당함으로써 효율적인 예비회선 용량확보가 가능한 휴리스틱을 제시하였다. 운용회선이 주어질 경우 예비회선은 임의의 한 링크 장애에 대비한 것이고 장애시에는 장애가 생긴 링크의 운용회선만을 예비회선을 따라 복구시켜 주면 되므로, 링크에 부과되는 예비용량은 예비회선 중 가장 큰 값으로 결정된다. 한 링크에 할당된 가장 큰 예비회선 용량과 다음으로 큰 예비회선 용량과의 차이를 그 링크의 공유도라고 정의할 때, 각 링크의 공유도는 저마다 다르게 나타날 것이다. 이때, 공유도가 적은 링크의 예비회선을 다른 회선을 따라 재할당함으로써 예비용량을 감소시킨다.

그러나, 위에서 기술한 기존의 연구들은 운용회선 할당은 이미 주어져 있는 것으로 보고 예비회선을 할당하거나 또는 운용회선과 예비회선 할당을 분리하여 고려하고 있다. 여기서 문제가 되는 부분은 운용회선용량을 주어진 값으로 생각한다는 것으로 운용회선망을 달리 구성해 봄으로써 기대할 수 있는 전체망의 효율향상을 기대하기가 어려워진다는 것이다. 즉, 운용회선용량과 예비회선용량을 동시에 고려하는 방법론이 필요하게 된다. W.D. Grover 등<sup>[7]</sup>은 운용 및 예비회선을 동시에 고려한 수리적 모형을 제시한 바 있으나 이에 대한 어떠한 효율적인 해법도 제시된 바 없다.

따라서, 본 연구에서는 링크복구방법을 채용한 예비회선망 설계 알고리즘을 서브알고리즘으로 갖고, 가능한 운용회선망을 생성하는 알고리즘을 제시하여 이 두 알고리즘간의 상호작용을 통해 최적할당을 이루고자 함을 목표로 한다.

## II. 문제의 정의와 분석

### 2.1 문제의 정의

본 논문에서 고려하고 있는 운용 및 예비회선 최적할당문제(Working and Spare Channel Assignment Problem, WSCAP)의 목적 함수, 입력 자료, 제약조건 및 가정사항, 그리고 산출 내용에 대해 기술한다.

- 목적 함수: WSCAP의 목적은 B-DCS망 구축비용의 최소화이다. 즉, 운용 및 예비회선의 전체 회선수만을 최소화하던 기존의 연구와는 달리 실제 장비비용까지 고려한 최적의 B-DCS망 구축을

목적으로 한다.

- 입력 자료:
  - 국사, 관로(국사간 링크)와 관로 길이가 나타나 있는 물리적 토폴로지
  - 관로별 가용 광코어 수
  - B-DCS 설치 국사와 B-DCS 설치 국사간 회선 수요
  - B-DCS의 용량 및 비용, Km당 광코어 비용
- 제약조건 및 가정사항
  - B-DCS의 기능 및 규격: B-DCS는 [그림 2]에서 보는 바와 같이 Cross-connect 단위가 STM-1급이며, B-DCS간은 STM-16 인터페이스로 연결

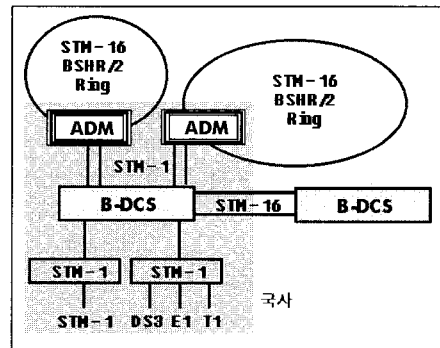


그림 2. B-DCS의 인터페이스 구조

- B-DCS 설치국사간 회선 수요의 충족
- 망내 임의의 한 관로에 장애가 발생했을 때, 그 관로로 처리되는 수요의 100% 복구
- 관로별 사용가능 광코어 수의 제약
- 장애 발생시 링크복구 기법 적용
- 운용 및 예비회선은 각각 복수경로로 루팅 가능
- 산출 내용:
  - B-DCS 설치 국사별 소요 수량
  - B-DCS간 운용 및 예비회선 소요량
  - 수요의 루팅 및 복구 경로

위에서 보인 목적 함수, 입력 자료, 제약조건 및 가정사항, 그리고 산출 내용을 고려하여 운용 및 예비회선 최적할당문제는 다음과 같은 정수계획 모형으로 정식화할 수 있다.

### [변수정의]

- $C_{DCS}$  : B-DCS 하나의 설치 비용
- $C_{FIBER}$  : 광코어 하나의 설치비용

- $K$  : 수요의 집합 ( $k$ : 개별수요 index)
- $o(k), d(k)$  : 수요  $k$ 의 발생지와 목적지
- $V$  : 노드의 집합 ( $l, m$ : 개별노드 index)
- $E$  : 링크의 집합
- $Q_{lm}$  :  $\{l, m\}$ 의 모든 e-cut 집합
- $q_{lm}^n$  :  $Q_{lm}$  중  $n$ 번째 e-cut
- $x_{ij}^k$  :  $(i, j)$  링크의  $k$ 번째수요의 운용회선용량
- $y_{lm}$  :  $\{l, m\}$  링크상의 예비회선 용량
- $f_{lm}$  :  $\{l, m\}$  링크상에 설치된 광코어 숫자
- $z_m$  : 노드  $m$ 에 설치된 B-DCS 숫자

[정식화]

$$\text{Min } C_{DCS} \sum_{m \in V} z_m + C_{FIBER} \sum_{\{l, m\} \in E} f_{lm}$$

s.t.

$$\sum_i x_{ij}^k - \sum_j x_{ji}^k = \begin{cases} b_k, & i = o(k) \\ -b_k, & i = d(k), i \in V, k \in K \\ 0, & \text{Otherwise} \end{cases} \quad (1)$$

$$\sum_{\{l, m\} \in Q_{lm}^n} y_{lm} \geq \sum (x_{ij}^k + x_{ji}^k) \quad (2)$$

$$\alpha f_{lm} \geq y_{lm} + \sum_{k \in K} (x_{ij}^k + x_{ji}^k) \quad (3)$$

$$\beta z_m \geq \sum_l f_{lm} \quad (4)$$

$$q_{lm}^n \in Q_{lm}, \{l, m\} \in E$$

$$x_{ij}^k, y_{lm}, f_{lm}, z_m \in Z^+$$

이 정식화는 먼저 비용함수를 회선수가 아닌 실제 장비비용의 최소화로 했다는데 의의가 있다. 목적식은 B-DCS장비의 수와 광코어의 수를 최소화하는 것을 목적으로 하여 이후에 4가지 제약식을 갖고 있다. (1)식은 발생지-목적지 쌍간 수요가 주어졌을 때 수요 흐름이 망을 지나서 정확히 발생지에서 목적지로 흐르는 것을 보장하는 흐름균형 제약식이다. (2)식은 장애발생시 링크에 할당된 운용회선을 복구할 수 있는 예비회선용량확보에 관한 제약식이다. (3)식은 한 광코어에 전송할 수 있는 B-DCS 인터페이스 모듈의 전송용량 제한에 관한 것이다. B-DCS간 발생지-목적지 쌍의 수요는 STM-1단위로 주어진다고 가정한다. 제약식은 인터페이스 모듈의 전송용량이  $\alpha$ 개의 STM-1신호를 동시에 수용할 수 있다는 것을 의미한다. (4)식은 B-DCS장비

의 용량 제한에 관한 것이다. 즉, 한대의 B-DCS장비가  $\beta$ 개의 인터페이스 모듈을 수용할 수 있다는 의미이다. 제약식들에서 발생지-목적지간 수요는 방향성이 있는 반면에 예비용량에 관한 변수나 장비용량에 관한 변수의 링크 인덱스에는 방향성이 없는 것에 유의해야 한다.

2.2 문제의 분석

WSCAP은 NP-complete이며, 이는 예비회선 할당문제(Spare Channel Assignment Problem, SCAP)가 NP-complete임을 보임으로서 증명할 수 있다.

[정리 1] SCAP은 NP-complete이다

증명) SCAP이 NP-complete임을 보이기 위해 주어진 네트워크에서 Hamiltonian Cycle(네트워크상의 모든 노드를 한 번씩 거치는 Cycle)을 구하는 문제를 생각한다. Hamiltonian Cycle을 구하는 문제가 NP-complete이므로 Hamiltonian Cycle을 구하는 문제를 SCAP으로 transform함으로써 SCAP이 NP-complete임을 보일 수 있다. 이제 Hamiltonian cycle 문제의 일반적 경우를 SCAP의 특별한 경우로 변환시키는 방식을 생각한다.

예비회선을 구하는 모든 링크의 수요가 1인 SCAP의 특별한 경우를 가정하고 이 문제를 SSCAP (Simple SCAP)이라 한다. 이때 어떤 임의의 한 링크의 절체에 대비하여 Hamiltonian Cycle을 구한 후 이 Cycle에 놓인 링크에만 예비회선을 설치하게 되면, 설치되는 예비회선의 수는 노드의 개수와 같게 되고 이 때의 예비회선의 수는 최소가 될 것이다. 그러나, 어떤 망이 주어졌을 때 Hamiltonian Cycle을 찾는 문제는 NP-complete이므로 따라서 SCAP은 NP-complete가 된다.(증명 끝)

SCAP이 NP-complete임을 증명하였으므로 SCAP의 모든 문제가 WSCAP의 어느 특별한 경우로 변환될 수 있음을 보임으로서 WSCAP이 NP-complete임을 보일 수 있다.

[정리 2] WSCAP은 NP-complete이다.

증명) SCAP은 Origin-Destination Pair가 한 링크의 양 끝단 노드인 WSCAP 문제로 볼 수 있다. 즉, SCAP의 일반적인 경우가 WSCAP의 특별한 경우로 귀속된다. 그런데, SCAP 문제가 NP-complete이므로 WSCAP 역시 NP-complete가 된다.(증명 끝)

WSCAP은 IP인데다가 제약식의 종류가 상당히 많아 문제의 특성을 생각하지 않고 branch & bound 혹은 cutting plane 방법을 사용한다는 것은 무리가 따른다.

기본적으로 WSCAP은 [그림 3]에서 제시한 바와 같이 운용회선망 설계와 예비회선망 설계의 두 단계로 구분될 수 있다. 즉, 최적 예비회선 할당 모듈과 운용회선망 생성 모듈이 그것이다. 최적 예비회선 할당 모듈은 예비회선용량 할당문제를 최적으로 풀어내는 가상적 알고리즘이며 운용회선망 생성 모듈은 가능한 모든 운용회선망 형태를 생성하는 함수이다.

이 두 가지 함수는 NP-hard 문제인 예비회선 할당 문제와 조합 최적화 문제인 운용회선망 생성 문제에 대한 해법으로 실제로는 존재할 수 없다. 즉 이 두 서브알고리즘에 대한 완화된 형태의 효율적인 알고리즘을 제시하는 것이 중요하다.

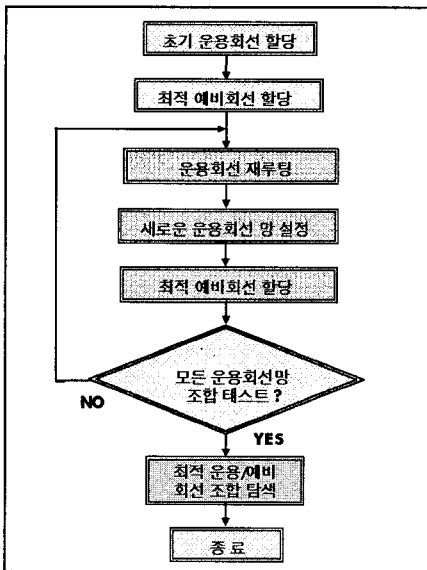


그림 3. 운용회선 및 예비회선 할당 총괄 절차

### III. B-DCS망 설계 알고리즘

이 장에서는 B-DCS망 설계를 위한 휴리스틱 알고리즘을 제시한다. 링크상에 설치된 광코어 수를 무한대로 간주하고 운용 및 예비회선의 최적할당을 구하는 기존의 연구와는 달리 본 논문에서 제시하고 있는 휴리스틱 알고리즘은 운용 및 예비회선 할당시에 링크상에 설치된 광코어 수의 제약(제약식 (3))을 고려하고 있다. 또한, 실제 통신망 토폴로지

상에서 자주 발생하는 B-DCS 설치없이 분기되는 링크가 존재하는 경우도 고려하고 있다. 예를 들면, [그림 4]와 같이 B-DCS A-B, A-C간에 각각 STM-1 10단위, 6단위의 수요를 가지고 링크 (A,x)의 설치 광코어 수가 1인 경우 기존의 연구에서 제시한 알고리즘들은 경로 A-x-B에 STM-1 10단위, 경로 A-x-C에 STM-1 6단위를 할당할 것이다. 하지만, 이러한 해는 B-DCS간 인터페이스가 STM-16이므로 링크 (A,x)의 여유용량을 두 경로(A-x-B, A-x-C)가 공유할 수 없다는 사실에 위배된다. 본 논문에서 제시하는 휴리스틱 알고리즘은 B-DCS의 설치없이 분기되는 링크를 가지는 망 토폴로지도 고려하여 실행가능한 해를 제시한다.

본 논문에서 제시하고 있는 휴리스틱 알고리즘은 운용회선망 생성, 예비회선 할당, 예비회선 할당 개선의 3단계 알고리즘으로 구성되어 있다.

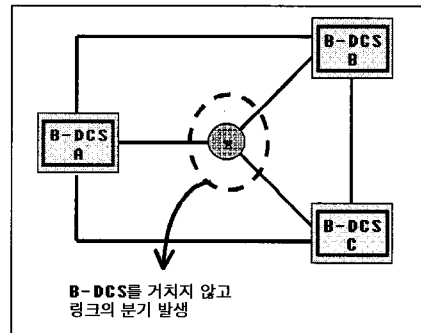


그림 4. B-DCS의 설치없이 링크의 분기가 발생하는 망 토폴로지 예

#### 3.1 운용회선망 생성 알고리즘

[그림 6]에 설명된 운용회선망 생성알고리즘은 수요가 존재하는 B-DCS간 최단경로를 이용하여 운용회선 할당이 이루어지는 기존의 연구와는 달리 초기운용회선망 할당에서 과도한 부하가 걸린 링크를 찾아 이를 부하가 적은 링크들로 우회시키는 과정을 반복하여 여러가지 형태의 운용회선망을 계속적으로 생성하는 알고리즘이다.

[그림 5]에서 보듯이 과도한 운용회선이 설치된 링크 (A,B)와 (B,D)를 지나는 B-DCS A-D간의 수요 중 일부를 경로 A-C-D를 이용하여 우회시킨다. 이와 같이 과도한 부하가 걸린 링크를 찾아 이를 부하가 적은 링크들로 우회시키는 과정을 반복하여 여러가지 형태의 운용회선망을 계속적으로 생성하는 운용회선망 생성알고리즘의 목적은 예비회선의 공유도를 높이는데 있다.

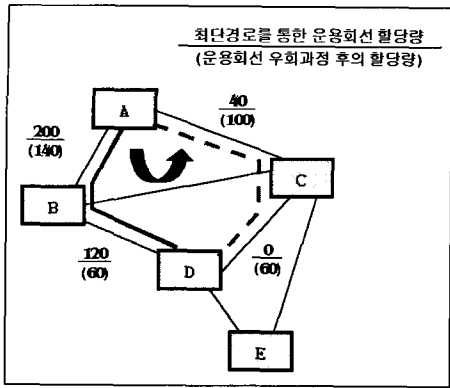


그림 5. 운용회선망 생성 예

즉, 과도한 운용회선이 설치된 링크는 장애 발생 시 그 우회경로에 설치되는 예비회선 역시 과도하게 많은 용량을 차지하고 이러한 예비회선은 다른 링크의 장애에 대한 예비회선을 공유함에 있어 그 공유하는 정도가 낮아지게 되므로 이에 일부의 운용회선을 절제하여 이를 다른 부하가 적은 링크들로 구성된 경로로 재루팅함으로써 예비회선의 공유도를 높인다. 그러나, 예비회선의 공유도를 높이기 위한 운용회선의 우회는 운용회선 용량의 증가를 가져오게 되므로 iteration을 통해 생성된 각각 운용

회선망의 결과를 다음에 소개할 예비회선 할당 알고리즘의 입력치로 사용하여 예비회선 할당을 계산하고 운용회선망결과와 합쳐 비교를 계속적으로 해 나가야한다.

### 3.2 예비회선 할당 알고리즘

예비회선 할당 알고리즘은 망의 장애발생시 운용회선을 우회시킬 예비회선을 할당하는 과정으로 [그림 8]에 기술되어있다. 본 논문에서 고려하고 있는 링크복구방식의 경우 하나의 링크장애에 대비한 예비회선 확보를 고려하므로 링크를 공유하지 않는 운용회선은 이미 설치된 예비회선을 공유할 수 있다. 따라서, 운용회선을 가지는 각각의 링크에 대해 우선 실제회선의 추가할당 없이 이미 설치된 예비회선만으로 가능한 만큼의 운용회선에 대한 예비회선을 확보하고 더 이상 추가적인 예비회선 할당없이 예비회선을 확보할 수 없으면 매 iteration마다 최소의 추가회선을 설치하여 예비회선을 확보할 수 있는 경로를 찾아 경로중 여유용량이 없는 링크에 추가적인 회선을 할당한다.

[그림 7]과 같이 링크 (A,B)에 장애가 발생하는 경우 두 개의 예비회선 경로를 이용하여 복구가 가능하다. 두 개의 예비회선 경로 P<sub>1</sub>, P<sub>2</sub>는 각각 링크 (A,E), (E,B)와 링크 (A,C), (C,D), (D,B)로 구성되며 이미 설치된 예비회선이 각각 STM-1 5단위, STM-1 7단위라고 하자.

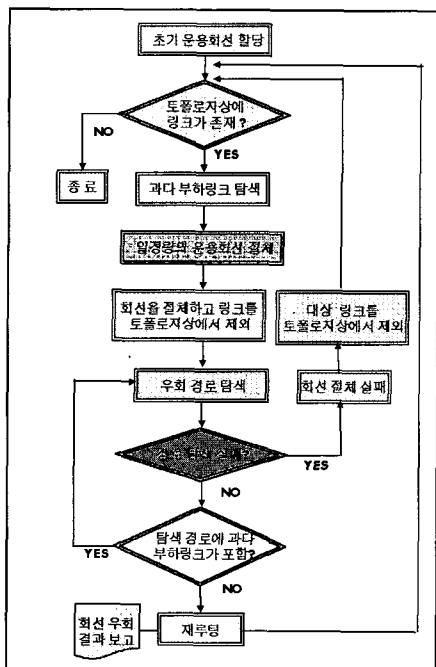


그림 6. 운용회선망 생성 알고리즘

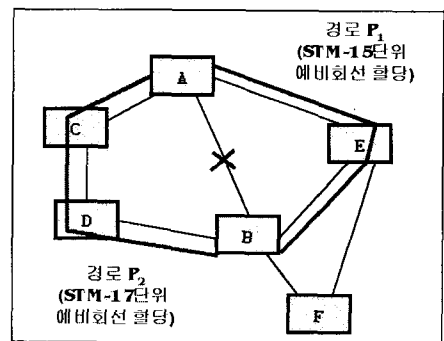


그림 7. 예비회선 할당 예

장애가 발생한 링크 (A,B)에 STM-1 10단위의 운용회선이 할당되어 있다면 예비회선 경로 P<sub>1</sub>을 선택하여 이를 복구할 경우 링크 (A,E), (E,B)에 각각 STM-1 5단위, 총 STM-1 10단위의 추가적인 예비회선을 설치해야 한다. 예비회선 경로 P<sub>2</sub>를 선택하여 복구할 경우 링크 (A,C), (C,D), (D,B)에 각각 STM-1 3단위, 총 STM-1 9단위의 추가적인 예비회

선을 설치해야 한다. 따라서, 링크 (A,B)에 장애가 발생하는 경우 예비회선 경로 P<sub>2</sub>를 통하여 운용회선(STM-1 10단위)을 복구하는 것이 최소의 추가회선을 설치하여 예비회선을 확보할 수 있는 방안이다.

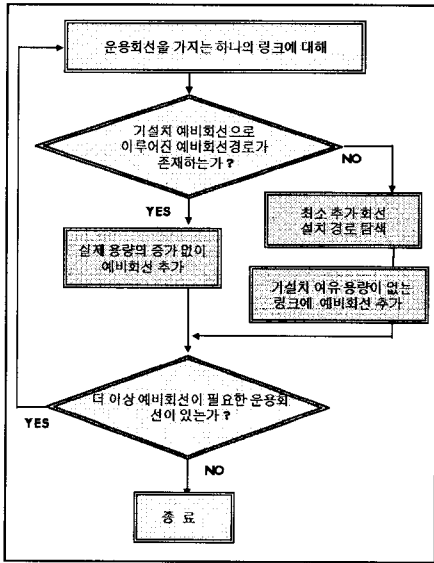


그림 8. 예비회선 할당 알고리즘

### 3.3 예비회선 할당개선 알고리즘

예비회선할당개선 알고리즘은 운용회선과 예비회선 할당을 마친 후 예비회선을 우회시켜서 예비회선 수를 줄일 수 있는 링크를 검색하여 비용을 줄이는 과정으로 동시에 장애가 발생하지 않는 운용회선의 경우 예비회선을 공유할 수 있다는 사실을 이용하며 [그림 10]와 같은 단계로 수행된다.

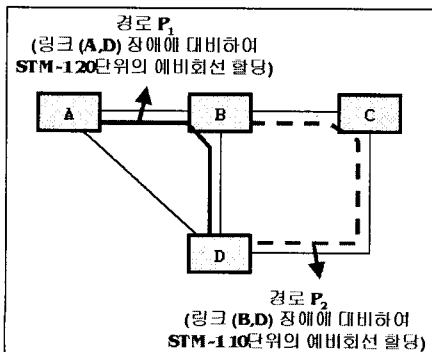


그림 9. 예비회선 할당개선 예

[그림 9]와 같이 링크 (A,D)의 장애에 대비하여 링크 (A,B), (B,D)로 구성된 경로 P<sub>1</sub>에 STM-1 20단위의 예비회선이 확보되어 있고, 링크 (B,D)의 장애에 대비하여 링크 (B,C), (C,D)로 구성된 경로 P<sub>2</sub>에 STM-1 10단위의 예비회선이 확보되어 있는 경우를 생각해 보자. 링크 (A,D)와 (B,D)에 할당된 운용회선들은 한 링크의 장애에 동시에 영향을 받지 않으므로 예비회선 공유가 가능하다. 따라서, 링크 (B,D)에 할당된 STM-1 20단위의 예비회선 중 10단위를 경로 P<sub>2</sub>를 통하여 우회시킴으로써 전체 예비회선 할당량을 10단위 줄일 수 있다.

위의 예에서 만약 링크 (B,D)의 장애에 대비한 예비회선 할당과정이 선행된다면 예비회선 할당과 예비회선 할당개선의 결과는 동일하다. 하지만, 링크 (A,D)의 장애에 대비한 예비회선 할당과정이 선행되면 예비회선 할당 개선과정을 통해 해가 더욱 개선될 수 있음을 알 수 있다. 이와 같이 예비회선 할당은 각각의 링크장애에 대해 단계별로 이루어지므로 모든 예비회선을 동시에 고려하지 못하므로 운용과 예비 회선이 모두 할당된 후에 다시 한번 개선의 여지가 있는지를 알아보는 과정이 예비회선 할당 개선 과정이다.

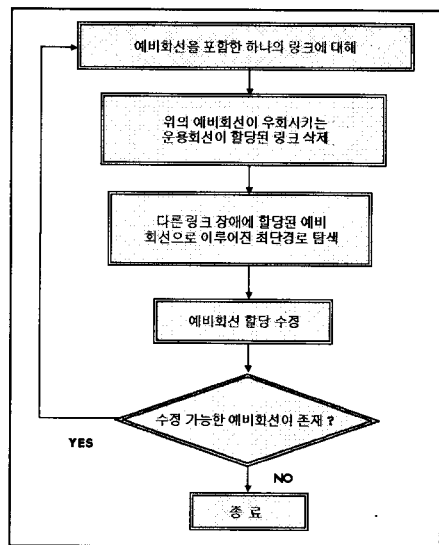


그림 10. 예비회선 할당 개선 알고리즘

## IV. 사례연구

본 논문에서는 사례연구로 ADM을 이용한 다중 링 구조로 되어있는 데이콤 장거리 기간 전송망에 B-DCS를 도입하여 2계위 망구조로 진화시키는 문

제를 다루었다. 대상망의 물리적 토폴로지는 [그림 11]과 같고 노드간 거리는 Km단위로 링크옆에 기술되어있다. 발생지-목적지간 수요는 STM-1 단위로 [표 1]과 같이 주어진다.

표 1. 발생지-목적지간 수요

지역	0	1	2	3	4	5	6	7
서울	0	84	96	32	35	72	60	0
인천	1		12	3	17	12	20	0
대전	2			10	24	22	21	0
전주	3				7	7	6	0
광주	4					10	8	0
대구	5						63	0
부산	6							0
세천	7							

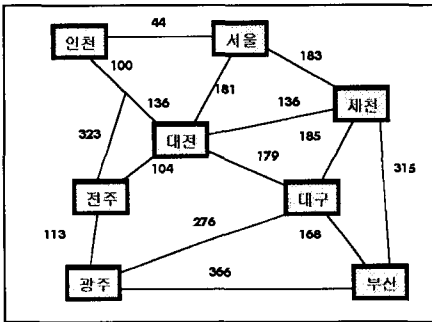


그림 11. B-DCS망 구성과 노드간 거리

초기 운용회선망에서 시작하여 운용회선을 우회시켜 새로운 운용회선망을 생성하는 과정이 [그림 12]에 나타나있다. (a)는 초기 운용회선망으로 운용회선을 노드간 최단거리로 할당하였을 때 생기는 운용회선망이다. 노드간 최단경로를 통해 운용회선을 할당할 때 특정 구간, 예를 들면 서울-대전, 대전-대구 구간에 많은 운용회선이 할당됨을 알 수 있다. B-DCS 설치없이 분기되는 링크를 표현하기 위하여 x라는 dummy node를 도입하였다.

여기서 과다한 부하가 걸리는 노드0과 노드5사이의 링크 (0,2), (2,5)의 운용회선 중 70만큼을 링크 0-7, 7-5로 절체하면 (b)와 같이 운용회선망이 재구성 되고 (b)에서 다시 노드3을 경유하는 노드 2와 노드 4의 운용회선이 링크 (2,5), (5,4)로 35만큼 우회되고, 노드 0과 노드2간 수요 10만큼이 링크 0-7, 7-2로 우회되어 (c)와 같은 운용회선망이 구성된다. 운용회선을 최단거리로 할당하였을 경우와 휴리스틱을 적용하여 해를 구하였을 경우의 각 링크에 걸리는 회선수를 비교한 것이 [표 2]이다. 위의 두 경우의 운용회선 할당결과를 비교하여 보면 휴리스틱을 이용한 운용회선 할당량이 최단거리를 이용한 운용회선 할당량보다 큰 것을 알 수 있다. 반면, 각 운용회선 할당결과에 대한 예비회선은 위와는 반대로 휴리스틱을 이용하여 운용회선을 할당한 경우가 작은 것을 알 수 있다. 이것은 휴리스틱을 이용한 운용회선 할당의 결과가 비록 전체 운용회선 수는 증가시키나 예비회선의 공유도를 높이는 방향으로 우회되기 때문이다.

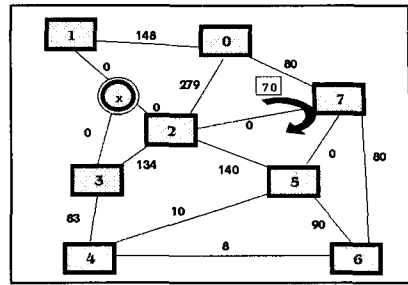


그림 12. (a) 운용회선 최단거리 할당

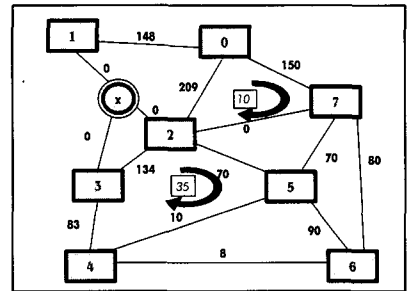


그림 12. (b) 운용회선 우회과정

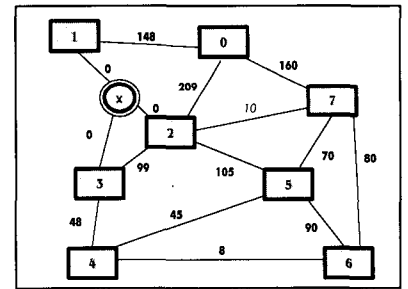


그림 12. (c) 운용회선 우회결과

WR의 운용회선과 예비회선할당 결과는 [그림 13]과 같다. 링크 옆의 숫자 중 +기호 앞 숫자가 운용회선 수 이고 뒤의 숫자가 예비회선 수이다. 최



표 2 회선할당 결과 비교

Link 0-D	거리(km)	최단경로를 이용한 회선 할당				휴리스틱을 이용한 회선 할당			
		운용	운용*거리	예비	예비*거리	운용	운용*거리	예비	예비*거리
0-1	44	148	6512	148	6512	148	6512	148	6512
0-2	181	279	50499	148	26788	199	36019	148	26788
0-7	183	80	14640	131	23973	160	29280	51	9333
1-x	100	0	0	148	14800	0	0	148	14800
2-3	104	134	13936	83	8632	99	10296	51	5304
2-5	179	140	25060	11	1969	105	18795	5	895
2-7	136	0	0	80	10880	10	1360	80	10880
2-x	136	0	0	105	14280	0	0	124	16864
3-4	113	83	9379	91	10283	48	5424	75	8475
3-x	323	0	0	43	13889	0	0	24	7752
4-5	276	10	2760	81	22356	45	12420	69	19044
4-6	366	8	2928	10	3660	8	2928	6	2196
5-6	168	90	15120	79	13272	90	15120	80	13440
5-7	185	0	0	0	0	70	12950	16	2960
6-7	315	80	25200	80	25200	80	25200	84	26460
Total			166034		196494		176304		171703

단경로를 이용하여 운용회선을 할당한 경우와 휴리스틱을 이용하여 운용회선을 할당한 각각의 경우, 회선수에 거리를 곱한 값을 그래프로 나타낸 [그림 14]에서 운용회선을 우회시키면 운용회선은 늘어나지만 예비회선 공유량이 늘어나서 전체회선량이 감소한다는 것을 알 수 있다.

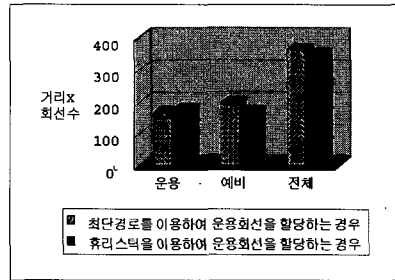


그림 14. 전체 회선량 비교

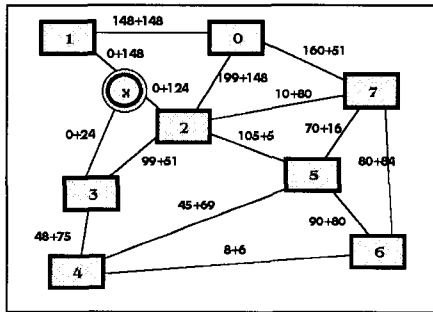


그림 13. 휴리스틱 실행결과

또 한가지 주목해야 할 사실은 그래프 상에서 운용회선의 회선량보다 예비회선의 회선량이 더 큰 값을 가진다는 것이다. 이는 운용회선은 최단거리로 할당되고 예비회선은 우회 루트를 이용해서 할당되기 때문이다. 할당된 회선수에서는 예비회선이 운용회선보다 작지만 거리상으로 먼 우회루트를 이용하기 때문에 실제 코어비용에서는 더 많은 부분을 차지한다.

그러므로 운용회선을 우회시켜 예비회선의 공유도를 높이는 방법을 이용하여 망구축비용을 줄일 수 있다. 다음에서 아래의 식을 이용하여 최단거리로 운용회선을 할당한 경우와 휴리스틱 알고리즘을 적용하여 운용회선망을 생성한 경우의 망구축 비용을 비교하였다.

[변수 정의]

- $C_{tot}$  : 망 구축 비용
- $C_{Flm}$  : 링크(l,m)의 광코어 비용
- $C_{Efm}$  : 노드 m의 B-DCS 장비 고정 비용
- $C_{Evm}$  : 노드 m의 B-DCS 인터페이스 모듈 비용
- $d_{lm}$  : 링크(l,m)의 길이
- $\delta$  : 단위 거리별 광코어 비용
- $\gamma$  : B-DCS 장비의 고정 비용
- $\omega$  : B-DCS 장비의 인터페이스 모듈 비용

$$C_{tot} = \sum_l \sum_m C_{Flm} + \sum_m (C_{EFlm} + C_{Evm}) \quad (5)$$

$$C_{Flm} = d_{lm} \times f_{lm} \times \delta \quad (6)$$

$$C_{EFlm} = Z_m \times \gamma \quad (7)$$

$$C_{Evm} = \sum_l f_{lm} \times \omega \quad (8)$$

망구축 비용은 광코어비용과 장비비용으로 이루어진다. 광코어비용은 각 링크의 거리와 코어수, 단위거리(Km)당 비용의 곱으로 계산된다. 장비비용은 각 노드에 설치된 장비의 고정비용과 인터페이스 모듈비용의 합으로 구할 수 있다. 본 논문에서 광코어의 단위거리당 구축비용은 1334천원, B-DCS 고정비용 667000천원, 인터페이스 모듈14000천원을 적용하였다. B-DCS한대당 8개의 인터페이스 모듈을 갖을 수 있고, 각 인터페이스 모듈은 16 STM1을 수용할 수 있다고 가정하였다. 광코어는 항상 송신과 수신에 쌍으로 고려되며 2장에서 정의된 정수 계획 모형에서는 문제를 모델링 하기위해 광코어의 거리 개념이 생략되었지만 휴리스틱 알고리즘에서는 거리를 이용하여 여러 대안들 간의 보다 정확한 비용비교가 가능하다. 위의 2가지 경우의 망 구축 비용을 비교한 그래프가 [그림 15]이다. 최단경로를 이용한 운용회선 할당으로 망을 구축했을 경우보다 휴리스틱을 이용한 운용회선 할당으로 망을 구축했을 경우 망구축 비용이 약 2.5%정도 감소하였다. 그래프에서 장비비용보다는 광코어비용에서 더 많은 비용의 차이를 보인 것을 알 수 있다.

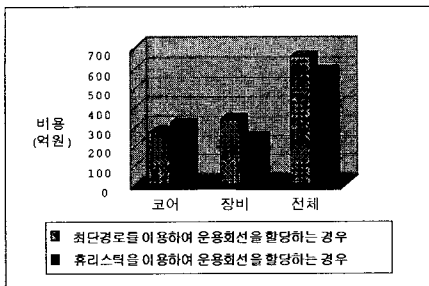


그림 15. 망구축 비용 비교

### V. 결론

본 논문에서는 운용회선과 예비회선 최적 풀이 알고리즘의 전체 개요를 소개하고 각 서브알고리즘

에서는 완료된 형태의 알고리즘과 예비회선 할당 개선 알고리즘을 개발하였으며 이를 적용한 사례도 소개하였다. 본 논문에서 개발한 알고리즘들은 기존의 연구에서 고려하지 않았던 광코어 제약, B-DCS 설치없이 분기가 발생하는 링크가 존재하는 망 토폴로지의 고려, 망구축 비용의 제시 등을 통하여 실제 망 토폴로지 상에서 효율적인 B-DCS망 구축이 이루어지도록 하였다. [표 2]에서 볼 수 있듯이 운용회선망을 우회시킴으로서 전체 운용회선수는 증가하였지만 예비회선의 공유도가 높아져 전체적으로 회선수가 감소함을 알 수 있었고, [그림 15]의 망구축 비용 비교에서 휴리스틱 알고리즘을 사용한 결과가 비용면에서도 약 2.5%의 감소가 있음을 보였다.

그러나, 본 연구에서 제안하는 휴리스틱 알고리즘은 제약이 완료된 형태로 모든 해에 대하여 최적해를 보장하지는 못한다. 그러므로 앞으로 보다 나은 해를 얻기 위한 알고리즘의 개선 및 개발이 필요하며 알고리즘이 제시하는 해의 수준을 평가할 수 있는 방안에 대한 연구가 이루어져야 한다.

### 참고 문헌

- [1] 이영욱, 민병석, 김경민, "생존도를 고려한 SDH 망의 진화방안", '96 한국경영과학회 추계학술대회 발표논문집, pp. 190~193, 1996.10.26
- [2] 김경민, 이영욱, "데이콤 장거리 광전송망 구조의 진화전략", '96 한국통신학회 추계종합 학술발표회 논문집, 15권 2호, pp. 980~983, 1996.11.9
- [3] Sakauchi, H., Y. Okanou, and S. Hasegawa, "Spare-channel design schemes for self-healing networks", *IEICE Trans. Communications*, Vol.E75-B, No.7, pp. 624-634, July 1992.
- [4] Lee, K.S., K.C. Park, S.S. Park, and H.S. Lee, "Spare channel assignment for B-DCS mesh-restorable networks", *3rd International Conference on Telecommunication Systems*, pp. 296-307, 1995
- [5] Grover, W. D., T. D. Bilodeau, and B. D. Venables, "Near Optimal Spare Capacity Planning in a Mesh Restorable Network," *GLOBECOM '91*, Phoenix, pp. 2007-2012.
- [6] 차동완(한국과학기술원 정보통신경영연구소), "광전송 기간망의 효율적인 구축 및 운용방안에

관한 연구”, 데이콤 종합연구소, 1996.

- [7] R.R. Iraschko, M.H. MacGregor, and W.D. Grover, “Optimal Capacity Placement for Path Restoration in Mesh Survivable Networks”, ICC '96, Dallas, pp. 1568~1574.

이 영 욱(Youngok Rhee)

정회원



1985년 2월: 서울대학교 산업공학과 (학사)

1987년 2월: 한국과학기술원 (KAIST) 경영과학과 (공학석사)

1996년 8월: 한국과학기술원 (KAIST) 경영공학과 (공학박사)

1987년 3월~1993년 4월: 한국통신기술주식회사(KTI)

1993년 5월~현재: 데이콤 종합연구소

현재: 가입자전송기술팀장 및 교환전송기술팀장

<주관심 분야> 광전송망, 케이블통신, 고속인터넷

이 인 행(In-Haeng Lee)



1978년 2월: 서울대학교 전자공학과 졸업(학사)

1989년 2월: 한양대학교 산업대학원(산업공학석사)

1983년 1월~1997년 6월: 데이콤 서울운용센터장 (본부장)

1997년 7월~1997년 11월: 데이콤 이사대우

1997년 12월~1998년 4월: 하나로통신 기술기획 실장

1997년 5월~1998년 4월: 하나로통신 기술기획 담당 이사

1998년 12월~1999년 4월: 하나로통신 네트워크 담당이사

1999년 5월~현재: 하나로통신 상무이사(망계획단장)