

# 경유교환기 수의 제약을 고려한 패킷 통신망 설계에 관한 연구†

윤문길\* · 주성순\*\* · 전경표\*\*

Topological Design for Packet Network with Hop-count  
the minimum degree ordering method

Moon-Gil Yoon\* · Seong-Soon Joo\*\* · Kyung Pyo Jun\*\*\*

## ABSTRACT

Traditionally, the scarce and expensive resources in communication networks has been the bandwidth of transmission facilities; accordingly, the techniques used for networking and switching have been chosen so as to optimize the efficient use of that resource. One of them is the packet switching for data communications, which is much different from the circuit switching. It allows multiple users to share the data network facilities and bandwidth, rather than providing specific amounts of dedicated bandwidth to each users. One main challenge therefore has been to design and build cost-effective packet switching networks. In this paper, we develop a mathematical programming model and heuristic algorithm for designing the packet switching networks with hop-count constraints. To develop an efficient heuristic, we apply the Lagrangian relaxation method. Some valid inequalities, which have been known as the tight constraints, are considered to improve the bound for Lagrangian sub-problem. The computational experiments show that the performance of the proposed heuristic is very satisfactory in both the speed and the quality of design solutions generated.

\* 한국항공대학교

\*\* 한국전자통신연구소

† 본 연구는 한국전자통신연구소의 연구비 지원에 의해 수행되었음.

## 1. 개요

패킷 교환망은 1960년대말 ARPNET을 시작으로 하여 현재 선진국에서 상용서비스가 운용되고 있다. 대표적인 것이 미국의 TELENET, TYMNET, 캐나다의 DATA-PAC, 프랑스의 RTANSPAC, 유럽공동체의 EURONET, 일본의 DDX-PACKET등이 있다. 국내의 경우에도 데이터의 DNS서비스와 한국통신의 Hinet-P 서비스가 운용되고 있으나 국내에서 TDX-10에 패킷 교환 기능을 부가한 교환기를 개발하고 있기 때문에, 상용화가 가능한 시점에서는 대규모 패킷 통신망이 구성되어 많은 사용자 및 다양한 서비스가 제공될 수 있을 것이다. 특히 패킷 통신망은 많은 기업체에서 대규모 데이터의 고속 전송을 위한 기간망으로 활용할 것으로 전망되기 때문에, 보다 신뢰성이 있고 높은 서비스 품질(지연, 산출율, 응답시간 등)을 제공할 수 있는 통신망의 구축이 요구되고 있다.

일반적으로 패킷 통신망 설계는 패킷 교환기간의 트래픽을 최소의 지연과 비용으로 전달해 줄 수 있도록, 트래픽의 루팅, 전송회선의 용량과 설치 경로 및 망 구조를 결정하는 것이다 이같은 문제는 하나의 통합된 모형으로 처리하는 것이 현실적으로 불가능하기 때문에, 전통적으로 여러개의 부 문제로 분할하여 처리하고 있다. 패킷 통신망 설계 문제의 대표적인 연구인 Gerla와 Klienrock[6]연구에서는 전체 문제를 비교적 다루기 쉬운 4개의 부 문제로 분할하여 반복적인 접근법을 통하여 패킷망을 설계하는 절차를 제시하였다. (그림 1): 링크 용량할당 문제(Kink Capacity Assignment Problem:CA) 루팅 문제(Routing Problem), 용량 및 흐름 할당문제(Capacity and Flow Assignment Problem), 망구조 설계문제(Topology Design Problem). 즉, 각 부 문제에

대하여 주어진 조건의 범위 내에서 발견적 해법을 통하여 만족할 만한 해를 구하고, 부 문제들의 연관관계를 이용하여 반복적으로 실행함으로써 효과적인 해를 찾고자 하는 방법이다. 그러나 각 부 문제들도 쉽게 최적해를 구할 수 있는 문제가 아닐 뿐만아니라, 다른 부 문제에서 얻어진 결과에 따라 주어진 조건이 변화되기 때문에 이러한 절차로는 전체 문제에 대하여 만족할 만한 해를 찾기가 힘들게 된다. 최근들어 Gerla와 Klienrock[6]이 제시한 부 문제들을 부분적으로 통합하여 고려하는 연구들이 시도되고 있다.

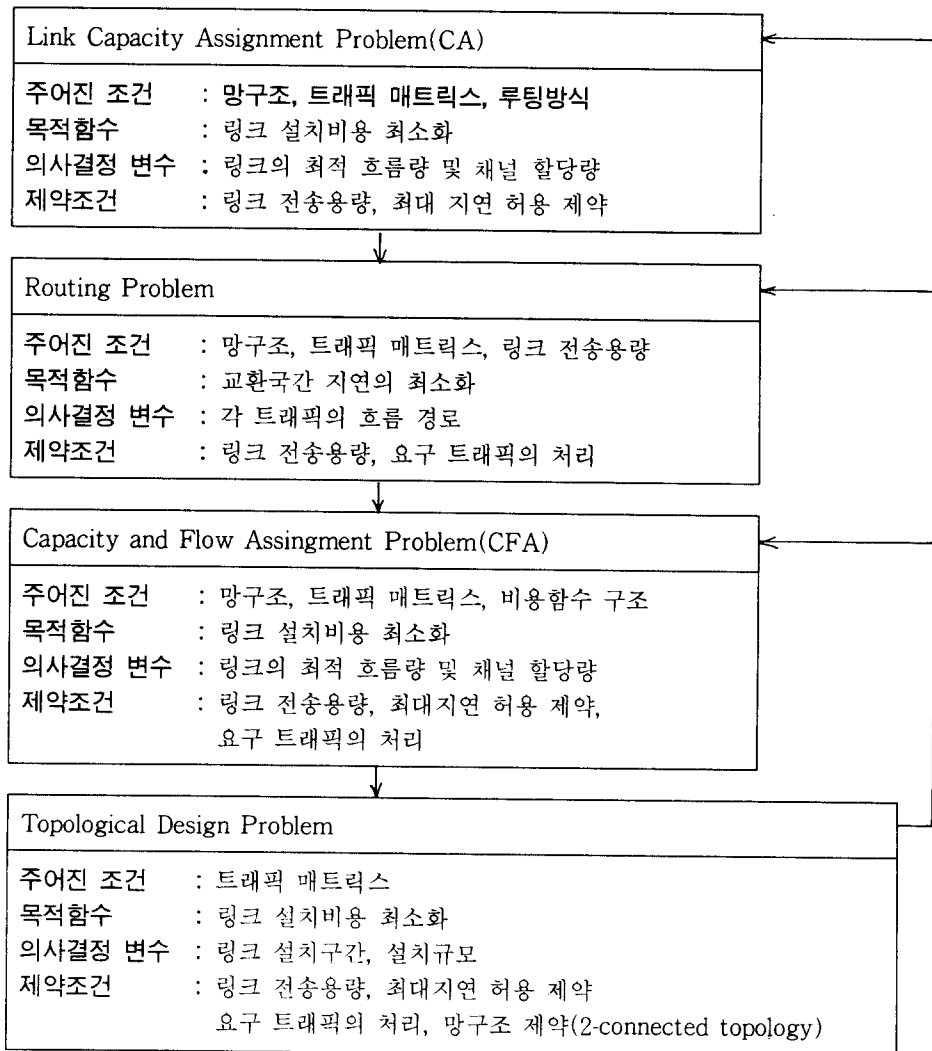
본 연구에서는 일반적인 패킷 통신망 설계절차의 패킷 통신망의 구조(Topology) 설계 부문에 대한 최적화 설계 모형 및 해법 개발에 관한 문제를 다루고 있다. 패킷 통신망에서는 트래픽 흐름 특성과 루팅방식, 성능평가 지표 및 망 구조 등에 따라 망 Topology가 영향을 받기 때문에, 이에 대한 충분한 분석이 우선적으로 이루어져야 한다.

패킷 통신망에서의 트래픽 흐름에 대한 분석은 전통적으로 Makov 특성을 가정하여 연구되어 왔다. 즉, 통신망에서 단대단(end-to-end) 전송지연을 분석하기 위하여 통신망에 도달하는 트래픽 흐름이 Poission 도착과정을 따르고, 전송시간이 지수분포를 따른다는 가정을 바탕으로 연구되어 왔다. 이러한 가정과 설치되는 패킷 교환기의 구조에 따라 트래픽 흐름은 M/M/1, 또는 M/M/C 모형으로 분석할 수 있게 된다. 패킷 교환기가 분산형 구조를 따르는 경우에는 각각의 전송 링크에 전용의 처리기(Processor)가 대응되고, 동시에 전용의 버퍼를 갖고 있게 된다. 따라서 이러한 경우에는 단대단 전송지연을 분석하기 위하여 M/M/1 모형을 사용하게 된다. 반면에 하나의 처리기를 여러개의 전송트렁크(outgoing trunk)가 공유하는 경우에는 도착된 트래픽 흐름을 여러개의 링크에 분배하여 처리하게 된다. 이러한 경

우 M/M/C모형으로 분석하게 된다[3]. 최근에 개발되는 대부분의 패킷 교환기(예: AT&T의 IPSS System)가 분산형 구조를 갖고 있기 때문에 일반적으로 패킷망에서의 트래픽 분석은 M/M/1 모형을 주로 이용하고 있다.

패킷 통신망에서의 성능평가지표로는 지연시간이 가장 중요한 요소로 고려되고 있다. 따라서 가능한 지연시간을 허용치 이하로 최대한 낮추면서, 소요되는 통신망 구성비용을 최소화하는 방향으로 통신망이 설계되어야 한다. 또한, 사용되는 루

팅방식은 가상회선과 Datagram 방식이 있지만, 공중 패킷 망에서는 일반적으로 가상회선 방식을 채택하고 있다. 가상회선을 고려하는 경우에도 통신망의 구조적 특성을 반영하기 위해서는 경유되는 교환기 수(Hop-count)에 대한 제약이 필요하다. 즉, 패킷이 경유하는 교환기 수가 증가할수록 서비스 품질(GOS) 및 지연시간이 증가되기 때문에, 모든 교환기간의 패킷흐름은 일정한 수 이내의 교환기를 경유하도록 해야 한다. 이같은 제약은 패킷 통신망의 품질을 유지하는데 있어서 중요



서비스 품질(GOS) 및 지연시간이 증가되기 때문에, 모든 교환국간의 패킷흐름은 일정한 수 이내의 교환기를 경유하도록 해야 한다. 이같은 제약은 패킷 통신망의 품질을 유지하는데 있어서 중요한 요소이기 때문에 이에 대한 고려를 반드시 해야 한다.

패킷 통신망의 Topology 설계에 관한 기존의 연구로는 Saksena[4], Gavish & Newman[5] 등의 연구가 제시되고 있다. 그러나 이들 연구에서는 경유교환기 수를 고려한 효과적인 설계모형을 제시하지 못하고 있다. 그것은 경유교환기 수의 제약을 설계모형에 고려하는 경우, 모형이 너무 복잡하게 표현되므로 현실적인 해법을 개발하는 것이 어렵기 때문이다.

Saksena[4]는 패킷 통신망에서의 지연분석이 평균지연을 분석하는 접근방법에서, 단대단 지연을 중심으로 분석하고 있는 점을 고려하여 패킷망 설계 문제를 다루었다. Saksena의 연구에서는 루팅의 제약조건은 고려하지 않았으나, 경유교환기 수의 제약과 고려할 수 있는 경로의 제약을 추가한 모형을 제시하였다. Saksena는 그의 모형을 수립하기 위하여 교환기의 용량은 제한이 없으며 트래픽의 흐름은 Poisson과정을 따르고, 교환기 구조는 분산형을 가정함으로써 이 문제를 M/M/1 대기행렬 모형으로 표현할 수 있음을 보였다. 이러한 분석을 바탕으로 패킷망의 설계를 위한 최적화 모형의 구조를 제시하였다. Saksena의 모형은 패킷 통신망의 설계시에 고려되어야 할 많은 요소를 반영하고 있는 점에서 매우 바람직하지만, 가능한 경로를 미리 설정하여야 하는 번거로움이 있고, 사전에 가능한 경로를 고려하지 못하는 경우라면 최적해와는 거리가 먼 결과가 얻어질 수 있는 단점을 가지고 있다. 뿐만아니라, 비용요소를 고려하지 못함으로써, 경제적인 통신망 설계 결과를 제시하지 못하고 GOS 만을 최선으로 달

성하는 통신망을 제시해주고 있다.

Gavish와 Neuman[5]모형은 트래픽 루팅과 링크 용량할당 문제를 동시에 해결하기 위한 것으로 다음과 같은 가정을 기반으로 모형을 수립하였다: i) 가상회선을 통한 단일 경로 트래픽 루팅, ii) M/M/1 모형을 적용하기 위한 분산형 교환기 구조, iii) 비계층적 망 구조(non-hierarchical network topology). 이러한 패킷 통신망을 구성하는 데 소요되는 비용요소는 i) 설비의 설치용량에 따른 고정비용과 링크를 흐르는 트래픽량에 따라 변하는 변동비용, ii) 통신망에서 트래픽의 지연으로 발생하는 대기비용으로 구분하여 분석하였다. Gavish 와 Neuman은 이문제를 Lagrangian완화방법을 이용하여 최적해에 대한 하한을 구하였고, Lagrangian 부문제의 해를 이용하여 가능한 해를 찾아내는 발전적 해법을 개발하여 문제를 해결하였다. 그러나, 이 모형에서는 경유교환기에 대한 제약 등이 반영되고 있지 않은 단점을 가지고 있다.

본 연구에서는 패킷 통신망의 Topology 설계시에 망 운용 측면에서 매우 중요한 요소이지만, 아직까지 효과적으로 설계모형에서 고려되지 못한 경유교환기수의 제약을 고려한 패킷 통신망 설계 최적화 모형수립에 관하여 설명한다. 수립된 모형을 효과적으로 해결할 수 있는 발전적 해법의 개발은 3장에서 설명한다. 4장은 개발된 해법에 대한 평가를 위하여 총 64개의 문제에 대한 계산 결과를 제시하고 있고, 5장에서 본 연구의 결론과 앞으로의 연구과제를 제시한다.

## 2. 패킷통신망 설계모형

패킷 통신망의 최적 설계모형을 수립하기 위하여 다음과 같은 기본 가정을 고려한다.

첫째, 패킷 교환 노드간의 패킷 흐름은 가상회선을 이용하여 전송되며, 특정 패킷 교환국간에는 특정 시점 동안 여러개의 사용 가능한 가상회선 중에서 하나만을 이용한다. 즉, 특정 시점 동안 패킷 흐름은 항상 하나의 가상회선을 따라 전달되는 것을 가정한다. 물론 패킷 호가교환기에 도달할 때 마다 패킷 단위로 그 때의 통신망 상태를 분석하여, 최선의 가상회선을 선택하는 것이 자원 이용 측면에서 가장 좋은 방법이 될 수 있다. 그러나 모든 패킷 호단위로 가상회선을 재 계산하는 것은 교환기의 부하를 과도하게 하며, 패킷 호 처리 자체도 처리 용량의 부족으로 불가능한 경우가 발생한다. 따라서, 교환기의 부하를 되도록 줄이면서 확보된 자원을 최선으로 이용하기 위하여, 한번 개설된 패킷 경로는 접속(Session)이 끝날 때까지 동일한 경로로 계속 유지 되도록 한다. 물론 새로운 접속에 대하여는 그 순간의 통신망의 상태를 분석하여 가상회선을 재 구성하도록 한다. 이 같은 방식은 대부분의 패킷 교환기에서 부하의 감소와 운용관리의 편의성을 목적으로 택하고 있는 방식이다. 따라서 패킷 망의 설계시에는 최빈시의 가상회선 이용 트래픽을 추정하여 주어진 GOS를 만족하는 최소비용의 망을 구축할 수 있도록 해야 한다.

둘째, 각 패킷 교환노드에서 트래픽의 통제는 분산형 통제를 실시한다. 이 가정은 일반적인 패킷교환기에서 채택하는 구조이고, 국내 개발중인 TDX-10의 패킷처리부(Packet Handler Module)에서도 채택하고 있기 때문에 고려할 수 있는 가정이다. 분산형 구조를 갖는 경우에는 M/M/1 대기행렬모형으로 분석하는 것이 가능하기 때문

에, 문제를 보다 간단하게 정의할 수 있는 잇점이 있다[6].

세번째 가정은 패킷 트래픽의 발생에 관한 가정으로 교환노드에 도착하는 패킷의 도착은 Poisson 과정을 따라 발생하는 것으로 가정한다. 이 가정은 Gerla & Kleinrock의 연구 이래로 대부분의 연구에서 트래픽 모형의 단순화를 위해 채택하고 있는 가정이며, 현실적으로 불확실하게 발생하는 트래픽을 분석할 수 있는 가정이다.

이러한 기본 가정하에서 패킷 교환망의 설계모형 수립을 위하여 설계대상 통신망의 패킷 교환노드의 집합(N)과 전송케이블의 설치 가능한 링크의 집합(A)이 주어져 있다. 또한, 패킷 교환기간의 트래픽 요구량과 GOS를 유지하기 위하여 패킷이 점유할 수 있는 최대 교환기 수, 사용할 수 있는 전송 케이블의 전송용량이 주어져 있다. 최적화 설계 모형은 효과적인 해법의 개발이 가능한 형태로 정식화 되는 것이 바람직하므로, 본 연구에서는 패킷 통신망 설계 문제에 대하여 다품목 흐름(Multi-commodity Flow) 모형의 구조적 특성을 이용하여 정식화하고자 한다. 문제의 모형을 위하여 트래픽 수요가 존재하는 두 패킷 교환노드를 하나의 개별적인 품목(commodity)으로 정의하고, 이러한 품목의 집합을  $K$ 로 정의한다.  $o(k)$ ,  $d(k)$ 는 각 품목  $k$ 의 출발지와 종착지를 나타낸다. 모형수립에 필요한 기호를 다음과 같이 정의하자.

- $T$  : 용량에 따른 전송 케이블의 유형 집합,  
 $r_k$  : 두 패킷 교환국(origin-destination)간의 트래픽 요구량,  $k \in K$ ,  
 $Q_t$  : 링크에 설치되는 케이블의 용량,  $t \in T$ ,  
 $h_k$  : o-d간 경유 링크의 최대수(Hop Count),  
 $D^*$  : 평균 단대단 지연시간의 허용한계,  
 $c_{ij}^t$  : 링크  $(i, j)$ 에 용량  $Q_t$ 인 케이블 설치 비용,  
 $x_{ij}^k$  : 링크  $(i, j)$ 에  $k$  품목이 흐르는 비율,  
 $y_{ij}^t$  : 링크  $(i, j)$ 에 용량  $t$ 인 케이블 설치 여부를 나타냄.

주어진 조건을 고려하여, 가상회선과 경유교환기 수의 제약을 고려한 패킷망의 설계문제는 다음과 같은 수리모형으로 정식화 될 수 있다.

$$[Pw] \quad \text{Min} \quad \sum_{i,j \in A} \sum_{t \in T} c_{ij}^t y_{ij}^t, \quad (w1)$$

$$\text{s. t.} \quad \sum_{i,j \in A} \left\{ \frac{\sum_{k \in K} r_k x_{ik}^k}{\left( \sum_{t \in T} Q_t y_{ij}^t - \sum_{k \in K} r_k x_{ik}^k \right)} \right\} \leq D^*, \quad (w2)$$

$$\sum_{t \in T} y_{ij}^t \leq 1, \quad (i, j) \in A, \quad (w3)$$

$$\sum_{k \in K} x_{ij}^k \leq \sum_{t \in T} Q_t y_{ij}^t \quad (i, j) \in A, \quad (w4)$$

$$\sum_{k \in K} x_{ij}^k - \sum_{j \in N} x_{ji}^k = \begin{cases} 1, & i=o(k), \\ -1, & i=d(k), i \in N, k \in K, \\ 0, & \text{otherwise,} \end{cases} \quad (w5)$$

$$\sum_{i,j \in A} x_{ij}^k \leq h_k \quad k \in K, \quad (w6)$$

$$x_{ij}^k, y_{ij}^t \in \{0, 1\}, \quad (i, j) \in A, k \in K, t \in T. \quad (w7)$$

첫번째 식은 목적함수를 나타내고 있는 것으로, 링크에 설치되는 전송 케이블의 용량에 따른 설치 비용을 최소화하기 위한 것이다. 제약조건으로 고려되는 (w1) 식은 모든 링크상에서 발생하는 지연시간에 대한 허용한계를 나타내는 제약식이다. 패킷의 흐름이 증가함에 따라 일정한 용량의 제약 하에서는 지연시간이 기하급수적으로 증가하게 된다. 이 지연시간은 각 링크에 도착하는 패킷의 수와 도착시간 간격에 따라 결정되므로, 패킷의 평균도착률을 고려하여 표현할 수 있다. 또한, 패킷의 도착이 Poisson 과정을 따른다고 가정하였

기 때문에, 각 링크에서 발생하는 지연시간의 합으로 가상회선 상의 총 지연시간을 계산할 수 있다. 따라서, 패킷 교환망의 품질기준에 따라 총 지연시간의 허용한도 이내가 되도록 용량 및 전송 경로를 결정해야 하고, 이같은 제약이 (w2)로 제시된다. (w3) 제약식은 링크에 설치할 수 있는 전송 케이블의 종류는 두 종류 이상을 설치하지 않는 것을 나타낸다. 물론, 동일한 용량을 갖는 전송 케이블이 여러개 중복되어 설치될 수 있지만, 이런 경우에도 그 같은 조합을 하나의 케이블 유형으로 고려하여 처리함으로써 모형을 보다 단

순화된 형태로 정식화 할 수 있다. 전송 케이블의 설치 용량은 링크상에 흐르는 패킷 흐름량에 따라 결정해야 하고, 이 같은 제약은 (w4) 제약식으로 나타낸다. 이 경우에 전송 케이블이 설치된 곳으로만 패킷이 보내져야 하고, 총 전송 패킷의 양은 케이블 용량을 초과할 수 없음을 나타내고 있다. (w5)의 흐름제약식은 모든 패킷 노드간의 연결을 위하여, 두 노드간에 하나의 품목 흐름을 보내고 받도록 하는 방법으로 두 노드의 연결을 보장하는 제약식이다. (w6)은 경유교환기 수의 제약을 나타내고 있다. 즉, 동일한 가상경로를 이용하기 때문에, 출발지에서 출발한 특정 품목의 흐름은 패킷 교환노드를 하나씩 지날 때 마다 경유노드 수가 하나씩 증가하게 된다. 이것은 단일 가상경로를 채택하고, 품목흐름이 분리되지 않기 때문에 고려될 수 있는 조건이다. (w7)에서  $x_{ij}^k$ 는 패킷 흐름을 동일한 경로를 이용하는 것으로 가정하였기 때문에 0,1 변수로 정의하였다.

이 설계모형의 특징은 기존의 모형에서 처럼 케이블 설치를 미리 구해진 여러개의 가상회선에 대하여, 지연시간의 제약 내에서 설치비용이 최소화 되도록 결정하는 방법이 아니라, 가상회선 경로를 최적해로 부터 구하고자 하는 것이다. 또한, 경유교환기 수의 고려도 사전에 경유교환기 수를 고려한 가상회선만을 대상으로 실행가능해를 찾는 것이 아니라, 얻어진 실행가능해의 부수적인 해로 경유교환기 수의 제약을 만족하는 가상회선 경로를 선정할 수 있는 모형이다.

이 모형은 비선형 제약조건과 0, 1변수를 포함하는 매우 복잡한 모형이다. 특히 (w2) 제약조건은 문제의 해법개발을 어렵게 만드는 제약요인이 되고 있다. 따라서 문제를 좀더 간단한 형태로 표현하기 위하여 다음과 같이 변수치환을 적용한다[6].

$$\text{즉, } f_{ij} = \frac{\sum_{k \in K} r_k x_{ij}^k}{\sum_{t \in T} Q_t y_{ij}^t} \quad (\text{w18}) \text{로 정의하면, } [Pw] \text{는 다}$$

음과 같이 나타낼 수 있다.

$$[P_1] \quad \text{Min} \quad \sum_{i,j \in A} \sum_{t \in T} C_{ij}^t y_{ij}^t, \quad (\text{w 9})$$

$$\text{s.t.} \quad \sum_{i,j \in A} \left\{ \frac{f_{ij}}{(1-f_{ij})} \right\} \leq D^*, \quad (\text{w10})$$

$$\sum_{k \in K} r_k x_{ij}^k \leq f_{ij} \sum_{t \in T} Q_t y_{ij}^t, \quad (i,j) \in A, \quad (\text{w11})$$

$$f_{ij} \leq 1, \quad (i,j) \in A, \quad (\text{w12})$$

$$\sum_{t \in T} y_{ij}^t \leq 1, \quad (i,j) \in A, \quad (\text{w13})$$

$$\sum_{k \in K} x_{ij}^k - \sum_{j \in N} x_{ji}^k = \begin{cases} 1, & i=o(k), \\ -1, & i=d(k), i \in N, k \in K, \\ 0, & \text{otherwise,} \end{cases} \quad (\text{w14})$$

$$\sum_{i,j \in A} x_{ij}^k \leq h_k \quad k \in K, \quad (\text{w15})$$

$$x_{ij}^k, y_{ij}^t \in \{0, 1\}, f_{ij} \geq 0 \quad (i, j) \in A, k \in K, t \in T. \quad (\text{w16})$$

$[P_1]$ 은  $[P_w]$ 에 비하여 표현상으로 간단한 형태를 보이고 있다. 즉, (w2) 제약식에 포함된 두개의 의사결정 변수가 (w10)에서는 하나의 의사결정 변수로 표현될 수 있다. 물론, 이렇게 모형이 변형되어도 문제의 복잡성에는 변화가 없다. 이 모형에 대하여 실행가능해와 이에 대한 하한 값을 얻을 수 있는 효과적인 해법의 개발을 위하여 Lagrangian 완화방법을 적용한다.

$LR(P_1)$

$$\begin{aligned}
 \text{Min.} \quad & \sum_{(i,j) \in A} \sum_{t \in T} c_{ij}^t y_{ij}^t + \sum_{(i,j) \in A} \sum_{k \in K} \lambda_{ij}^k x_{ij}^k - \sum_{(i,j) \in A} \sum_{t \in T} \lambda_{ij}^t Q f_{ij}^t y_{ij}^t + \theta \left( \sum_{(i,j) \in A} \left\{ \frac{f_{ij}}{(1-f_{ij})} \right\} - D^* \right), \\
 \text{s.t.} \quad & f_{ij} \leq 1, \quad (i,j) \in A, \\
 & \sum_{t \in T} y_{ij}^t \leq 1, \quad (i,j) \in A, \\
 & \sum_{k \in K} x_{ij}^k - \sum_{j \in N} x_{ij}^k = \begin{cases} 1, & i = o(k), \\ -1, & i = d(k), i \in N, k \in K, \\ 0, & \text{otherwise,} \end{cases} \\
 & \sum_{(i,j) \in A} x_{ij}^k \leq h_k \quad k \in K, \\
 & x_{ij}^k, y_{ij}^t \in \{0, 1\}, \quad (i,j) \in A, k \in K, t \in T.
 \end{aligned}$$

$LR(P_1)$  문제는 원문제의 완화된 문제로서,  $LR(P_1)$ 의 실행가능해가 원문제의 목적함수 값의 하한으로 사용될 수 있다. 따라서,  $LR(P_1)$ 의 최적해를 구하는 것이 원문제의 목적함수에 대한 좋은 하한 값을 구하는 것이 되고, 이 값을 이용하여 원문제의 임의의 실행가능해(Local Optimal Solution 포함)에 대한 평가의 척도로 사용될 수 있다.  $LR(P_1)$ 의 제약조건에는 모두 선형의 제약식을 나타내고 있으나, 목적함수에 비선형의 함수를 갖고 있어 쉽게 해결되지는 않는다. 그러나 목적함수 및 제약조건의 구조를 살펴보면, 이 문제

### 3. 최적화 설계해법

여기서 (w10), (w11)번 제약조건이 복잡한 비선형의 제약식을 나타내고 있기 때문에, 이 제약조건을 완화하여 보다 쉬운 형태의 문제로 접근하는 Lagrangian 완화방법을 적용하기로 한다. 즉, (w10), (w11)식에 각각 Lagrangian 승수  $\theta, \lambda_{ij}$ 를 적용하여 완화하면 다음과 같은 Lagrangian 부분제가 얻어진다.

는 서로 독립적인 두개의 부분제  $LR_1(P_1)$ 와  $LR_2(P_1)$ 로 분할이 가능함을 알 수 있다. 따라서  $LR(P_1)$ 는 개별적인 두개의 부분제에 대하여 독립적으로 최적해를 구하는 것으로  $LR(P_1)$ 에 대한 최적해를 구할 수 있다.



$$\begin{aligned}
 LR_1(P_i) \quad & \text{Min} \quad \sum_{(i,j) \in A} \sum_{k \in K} \lambda_{ij} r_k x_{ij}^k, \\
 \text{s.t.} \quad & \sum_{j \in N} x_{ij}^k - \sum_{j \in N} x_{ji}^k = \begin{cases} 1, & i=o(k), \\ -1, & i=d(k), i \in N, k \in K, \\ 0, & \text{otherwise,} \end{cases} \\
 & \sum_{(i,j) \in A} x_{ij}^k \leq h_k \quad k \in K, \\
 & x_{ij}^k, y_{ij}^t \in \{0, 1\}, \quad (i, j) \in A, k \in K, t \in T.
 \end{aligned}$$

$LR_2(P_i)$

$$\begin{aligned}
 \text{Min.} \quad & \sum_{(i,j) \in A} \sum_{t \in T} c_{ij}^t y_{ij}^t - \sum_{(i,j) \in A} \sum_{t \in T} \lambda_{ij} Q^t f_{ij}^t + \theta \sum_{(i,j) \in A} \left\{ \frac{f_{ij}}{(1-f_{ij})} \right\} + \theta D^*, \\
 \text{s.t.} \quad & f_{ij} \leq 1, \quad (i,j) \in A, \\
 & \sum_{t \in T} y_{ij}^t \leq 1, \quad (i,j) \in A, \\
 & y_{ij}^t \in \{0, 1\}, f_{ij} \geq 0 \quad (i,j) \in A, t \in T.
 \end{aligned}$$

$LR_1(P_i)$ 는 각 품목별로 거리를  $\lambda_{ij} r_k$ 로 하면서 경유교환기 수가  $h_k$ 인 최단경로를 구하는 문제이다. 따라서, 기존의 연구결과인 Bellman-Ford 방법을 이용하여 쉽게 해결이 가능하다. 즉, 각 품목의 출발지 부터 종착지까지 한 단계씩 최단경로를 찾고, 주어진 경유교환기 수까지 반복하면서 한 단계에 하나의 노드를 더 경유하는 최단 거리를 찾는 방식이므로 경유교환기 수의 제약을 효과적으로 고려할 수 있다. 이 방법은 Dijkstra 방법에 비하여 계산시간이 다소 많이 소요되지만, 경유노드 수의 제약을 처리할 수 있는 매우 효과적인 방법이다. 여기서는 각 품목별로 얻어진 최단경로의 길이가 목적함수 값에 해당되므로,  $LR_1(P_i)$ 의 최적 목적함수 값은 이들 최단 경로의 합으로 구해지고 그 값을  $Z_{LR_1(P_i)}$ 으로 나타낸다.

반면에  $LR_2(P_i)$ 는 비선형 목적함수를 포함할 뿐만 아니라, 목적함수가 미분 불가능하기 때문에 최적해를 간단하게 찾아내기가 곤란하다. 다만,  $LR_2(P_i)$  문제가 각 링크  $(i, j)$ 별로 독립적인 분

제로 분해될 수 있음을 알 수 있다. 또한,  $LR_2(P_i)$ 의 두번째 제약식은 각 링크  $(i, j)$ 에 대하여 경제성이 있는 경우에 하나의 설비 유형(Capacity Type)을 설치하는 것만 가능하고, 경제성이 없는 링크에 대하여는 어떤 종류의 케이블도 설치하지 않음을 알 수 있다. 결국, 링크  $(i, j)$  구간에서 설치된 케이블의 유형이 주어진 경우라 한다면 ( $y_{ij}^t=1$ 로 가정), 나머지 문제는 미분가능한 목적함수를 갖는 단순한 비선형 계획 모형으로 집약되어 쉽게 최적해를 찾을 수 있다. 즉,  $(i, j)$  구간에서 유형  $t$ 를 선택하는 것으로 가정하면 ( $y_{ij}^t=1$ ),  $LR_2(P_i)$ 는 다음과 같은 문제로 단순화 된다.

$$\begin{aligned}
 LR_2(P_{ij}) \quad & \text{Max.} \quad \lambda_{ij} Q^t f_{ij} - \theta \frac{f_{ij}}{(1-f_{ij})}, \\
 \text{s.t.} \quad & 0 \leq f_{ij} \leq 1.
 \end{aligned}$$

$LR_2(P_{ij})$ 의 최적해는 목적함수가  $0 < f_{ij} < 1$  범위에서 미분 가능하기 때문에  $f_{ij} = 1 - \sqrt{\frac{\theta}{\lambda_{ij} Q^t}}$ 가 되고, 목적함수 값은  $Z_{LR_2(P_{ij})} = c_{ij}^t + \lambda_{ij} Q^t f_{ij} -$

$\theta \frac{f_{ij}^*}{(1-f_{ij}^*)}$ , 가 된다. 따라서  $Z_{LR2}(P_{ij}')$  값이 양수가 되면,  $y_{ij}^*=0$ 이 되어  $(i, j)$  구간에는 유형  $t$ 인 케이블을 설치하지 않는다.  $(i, j)$  구간에 설치할 수 있는 케이블의 유형이 최대 하나이므로,  $Z_{LR2}(P_{ij}')$  값이 음수인 경우에 대하여  $T$  집합 중에서 가장 작은 음수 값을 갖는 유형을 선정하는 것이 최적해가 된다. 따라서 모든 링크  $(i, j)$ 에 대한  $LR2(P_i)$ 의 최적해의 목적함수값은  $Z_{LR2}(P_i)$

$= \sum_{i \in A} \min\{\min(Z_{LR2}(P_{ij}'), t \in T), 0\} + \theta D^*$ 가 된다. 결국,  $LR(P)$ 의 최적 목적함수 값은  $Z_{LRP_i} = Z_{LR1}(P_i) + Z_{LR2}(P_i)$ 로 계산되고, 이 값은 원문제의 임의의 실행 가능해에 대한 목적함수의 하한이 된다.

그러나 실제 실행결과  $Z_{LR2}(P_i)$ 값이 대부분 큰 음수 값을 갖게 되어 전체 Lagrangian 부 문제의 목적함수 값이 증가하지 못하는 경우가 대부분이다. 이같은 경우는  $LR2(P_{ij}')$ 의 제약조건을 만족하는 최적 목적함수 값이 항상 음수 또는 0의 값을 갖게 되기 때문에 발생하는 현상이다. 따라서 Lagrangian 부 문제의 목적함수값을 증가시키기 위해서  $Z_{LR2}(P_i)$ 에 다음과 같은 추가적인 조건식 (valid inequality)을 고려하여 최적해를 구한다.

$$\sum_{i \in N} \sum_{t \in T} y_{ij}^t \geq 1, i \in N, \quad (w17)$$

$$Ls \leq \sum_{i \in S} \sum_{j \in N} \sum_{t \in T} Q y_{ij}^t \leq Us, S \subset N, \quad (w18)$$

(w17) 식은 각 노드에서 적어도 하나 이상의 아크가 연결되도록 함으로써, 전체 노드의 연결성을 만족 시키도록 하는 제약식이다. 이 제약조건은 적어도 임의의 두 노드간에 연결성이 유지되어야함을 나타내 주는 제약식이다. 물론 이 같은 제약조건이 없는 경우에도 원래의 제약조건 (w14)에 의하여 임의의 두 노드간의 연결성은 보장되고 있기 때문에 중복되는 제약조건이 된다. 그러나

일부 제약식의 완화과정을 통하여 Lagrangian 부 문제가 두개의 독립적인 문제로 분할 되면서, 임의의 노드간의 연결성을 보장해주는 제약조건이  $LR2(P_i)$  문제에만 반영되게 되고,  $LR1(P_i)$  문제에서는 반영되지 않게 되었다. 결국 이러한 제약을 고려하기 위하여 원래의 실행가능 영역에 영향을 미치지 않는 중복된 제약식을 도입하는 것이다.

(w18)은 임의의 노드 집합  $S$ 에 대하여  $S$ 와 나머지 노드들과 연결되는 아크의 집합상에서 선택되는 총 설비 용량은 최소필요량( $Ls$ )이상, 최대설치허용량( $Us$ ) 이하가 되도록 해야 함을 나타내는 조건이다.  $Ls$ 는  $S$ 의 노드를 출발지로 하고,  $S$  이외의 노드를 종착지로 하는 품목의 수요량의 합이 사용된다.  $Us$ 의 경우는  $Ls$ 값과 허용지연 값을 고려하여 과대한 용량의 설비가 선택되지 않도록 하기 위하여 적절한 값으로 결정한다. 여기서  $S = \{i\}$ ,  $i \in N$ 인 경우는 (w17)식은 (w18)식으로 대체될 수 있음을 알 수 있다. (w18)식은 매우 강력한 제약식으로 Lagrangina 부 문제에서 설치용량을 고려한 해를 얻을 수 있게 된다. 그러나  $S$ 가 임의의 노드집합이 되기 때문에 제약식의 수가 기하급수적으로 증가하는 문제가 발생한다. 따라서 모든 임의의 노드집합을 대상으로 (w18)식을 고려하는 것은 현실적으로 불가능할 뿐만아니라, Lagrangian 부 문제가 원문제의 하한 값을 구하기 위한 과정의 일부이므로 일부의 노드집합을 대상으로 (w18)식을 적용한다. (w18)식을 적용하는 노드집합  $S$ 는 다음과 같은 방법으로 결정한다.

[Step1] 각  $i \in N$ 에 대하여  $S = \{i\}$ 로 정하고, (w18)을 만족하는  $y_{ij}^t$ 를 선택함.

[Step 2] 선택된  $y_{ij}^t$ 를 대상으로 임의의  $i \in N$ 를 선택하여  $i$ 노드와  $y_{ij}^t$ 로 연결된 노드의 집합을  $S$ 로 정하여 (w18)식을 적용.

[Step 3]  $S=N$ 이면 중지하고, 그렇지 않으면

Step 2를 반복한다.

즉, 이 과정은 노드간의 연결성을 유지하면서, 필요한 최소한의 설치용량이 확보되면서 과다한 용량설치가 배제 되기 때문에 하한값을 개선에 매우 유용하게 활용될 수 있다. 또한, 이 같은 과정으로 고려되는 노드의 집합이 상당히 감소될 수 있다. (w18) 제약식이 고려된 경우의  $LR_2(P_i)$ 의 최적해는 다음과 같은 과정으로 구할 수 있다.

노드집합  $S$ 에서  $N \setminus S$ 로 나가는 아크 중에서 설치되는 용량이  $L_s$  이상이 될때까지  $Z_{LR_2}(p_{ij}^i)/Q_i$  값이 제일 작은 순서대로  $y_{ij}^i$ 를 선정한다. 이때  $U_s$ 를 초과하는  $Q_i$ 는 고려에서 제외한다. 이러한 과정에서는  $Z_{LR_2}(p_{ij}^i)$ 의 값이 선정한다. 이때,  $U_s$ 를 초과하는  $Q_i$ 는 고려에서 제외한다. 이러한 과정에서는  $Z_{LR_2}(p_{ij}^i)$ 의 값이 양수인 경우에도 선택이 가능하므로, 전체 목적함수가 증가할 수 있게 된다.

원 문제의 임의의 실행 가능해는 목적함수 값의 상한으로 고려될 수 있기 때문에, 여기서 구한 하한값과 상한값이 같아지면 최적해를 얻게 되는 것이다. 따라서, 원 문제에 대한 최적해를 얻기 위하여 최소한의 비용을 갖는 실행가능해를 구하는 방법(Primal Heuristic)과 하한 값을 증가시키는 효과적인 방법을 개발해야 한다. 목적함수의 하한값은 Lagrangian 승수를 조정하여 증가되도록 할 수 있는데, 본 연구에서는 Subgradient Optimization 방법을 적용하기로 한다. 완화된 수식 (w10)과 (w11)에 대한 Subgradient는 다음과 같이 구해진다.

$$\gamma = \sum_{i,j \in A} \left\{ \frac{f_{ij}}{(1-f_{ij})} \right\} - D^*$$

$$\delta = \sum_{k \in K} r_k x_{ij}^k - f_{ij} \sum_{l \in L} Q_l y_{ij}^l, (i,j) \in A.$$

이들 Subgradient를 바탕으로 승수를 조정하기 위하여 목적함수의 상한값( $Z_{UB}$ )과 하한값( $Z_{LB}$

$= Z_{LR(P_i)}$ )을 이용하여 증분을 구한다.

$$\Delta = f \frac{(Z_{UB} - Z_{LB})}{\gamma^2 + \sum_{i,j \in E} (\delta_{ij})^2}$$

따라서 Lagrangian 승수는 다음과 같은 방법으로 조정한다.

$$\theta \leftarrow \max\{0, \theta + \Delta\gamma\}, \quad \lambda_{ij} \leftarrow \max\{0, \lambda_{ij}, \Delta\delta_{ij}\}.$$

### 발견적 해법

원 문제에 대한 실행가능해를 찾는 방법으로 Lagrangian 부 문제의 해를 바탕으로한 발견적 해법을 개발한다. 이 방법은 Lagrangian 부 문제의 해에서 원문제의 제약조건을 위배한 부분을 조정함으로써, 가능한 적은 비용의 실행 가능해가 얻어지도록 구성한다. 우선,  $LR(P_i)$ 의 해는 원문제에 대하여 제약식 (w10)과 (w11)을 위반할 수 있다. 따라서 이 위반된 부분을 찾아내어 조정하는 과정을 개발한다. 즉, 현재 얻어진 Lagrangian 부 문제의 해  $\{f_{ij}, y_{ij}^i, x_{ij}^k\}$ 를 바탕으로 목적함수를 가능한 줄이는 실행가능해를 찾도록 한다. 이를 위하여 (w11) 제약조건에 대하여 각 링크를 다음과 같은 3개의 집합으로 구분할 수 있다.

$$A^+ = \{(ij) : \sum_{k \in K} r_k x_{ij}^k < f_{ij} \sum_{l \in L} Q_l y_{ij}^l, (ij) \in A\},$$

$$A^0 = \{(ij) : \sum_{k \in K} r_k x_{ij}^k = f_{ij} \sum_{l \in L} Q_l y_{ij}^l, (ij) \in A\},$$

$$A^- = \{(ij) : \sum_{k \in K} r_k x_{ij}^k > f_{ij} \sum_{l \in L} Q_l y_{ij}^l, (ij) \in A\},$$

여기서  $A^+$ 는 현재의 설치된 용량에 여유를 가지고 있는 아크로서 용량을 줄이거나 또는  $f_{ij}$  값을 줄일 수 있는 대상 아크들이다.  $A^0$ 는 정확히 현재 사용되는 만큼의 용량이 설치된 것을 의미하고,  $A^-$ 는 현재 상태로 실행불가능해가 되므로 용량을 증가시키거나  $f_{ij}$  값을 증가시켜 가능해로 만들어야하는 아크들이다.

본 발견적 해법 과정은 1차로  $A^-$  아크들에 대하여  $y_{ij}^l$ 를 조정함으로써 용량제약을 만족시키도록 하고(모든 아크가  $A^+$  또는  $A^0$ 에 속해야 함), 2차로 지연시간 제약을 만족시키도록  $f_{ij}$ 를 조정하는 과정으로 구성한다. 이때 필요시  $A^+$ ,  $A^0$  아크의 용량을 증대시키도록 한다. 즉, 아크의 용량조정과 단대단 지연 조정과정을 더 이상의 비용 감소가 없을 때까지 반복적으로 실행함으로써 비교적 좋은 발견적 해를 얻고자 하는 것이다.

#### [Step 1] 용량조정

$A^-$  아크에 대하여 현재의 주어진  $x_{ij}^k, f_{ij}$  값에 대하여 링크의 용량을 충족시키는 최소의  $y_{ij}^l$  선택.

#### [Step 2] 지연시간 조정

- a. 지연시간을 만족하지 않는 경우는  $f_{ij}$ 를 줄여야 한다. 현재 줄여야할 지연시간 량은  $\nabla = D^* - \sum_{i,j \in A} \{f_{ij}(1-f_{ij})\}$ 가 되는데,  $f_{ij}$ 를 줄일 수 있는 일차 대상은  $A^+$  아크가 해당된다. 이 경우에 각 링크에서 줄일 수 있는 지연량은  $\delta = f_{ij} - \sum_{k \in K} r_k x_{ij}^k / \sum_{l \in L} Q_l y_{ij}^l$ 가 된다. 따라서  $f_{ij}(1-f_{ij}) > 0$ 인 것 중에서 이 값이 큰 순서대로  $\delta_{ij}$ 를  $\nabla$ 에서 차례로 감소시켜 나간다.
- b. 현재의 모든  $A^+$  아크에 있는 여유 용량을 이용해도  $\nabla$ 를 다 해소하지 못한 경우에는 현재  $(i, j)$  아크의 용량을 한 단계 확장시킨다. 이때 용량확장 비용을  $\Delta C_{ij}$ 라 하고, 추가적인 용량증대를  $\Delta f_{ij}$ 라 하면,  $\Delta C_{ij}/\Delta f_{ij}$ 가 작은 순서대로 용량을 확장하고, 이 값을 남아 있는  $\nabla$  값에서 줄여나간다.
- c. 만일 남아 있는  $\nabla = 0$ 이면 발견적 해법을 종료하고, 그렇지 않으면, 계속해서 용량

증대를 실시한다.

## 4. 해법의 적용 및 계산결과

본 절에서는 적절한 가정하에서 트래픽 및 비용 등의 자료를 정의하여 개발된 해법의 성능에 대한 분석을 실시했다. 개발된 해법은 Borland C++을 이용하여 PC 환경에서 실행될 수 있도록 프로그래밍 하였다. 분석에서 실시한 기본 망은 15개와 20개의 패킷 노드를 고려하였다. 분석에 필요한 자료는 다음과 같은 가정을 통하여 작성하였다.

트래픽은 패킷당 평균 128 Byte를 가정하였고, 트래픽의 규모에 따른 망 해법의 성능분석을 위하여 두 종류의 트래픽을 대상으로 분석한다. 즉, 최빈시의 초당 발생 패킷수를 (100-500)개 사이인 경우와 (100-1000)개 사이에서 발생하는 경우를 가정하여 난수를 이용하여 산출하였다. 케이블 설치는 T1회선을 기준으로 하였고, 비용요소는 전송장비의 비용 및 케이블 설치를 위한 비용으로 구분하였다. T1 전송장비 설치 비용은 거리에 관계없이 T1 접속회선수에 따라 발생하는 고정비용으로 고려하였다. 케이블 설치비용은 설치되는 T1 케이블 수에 관계없이 거리에 따라 발생하는 고정비용과, 설치수에 비례하여 발생하는 변동비용으로 구분하였다.

본 연구에서는 케이블 설치수에 비례하여 발생하는 변동 비용을 사용되는 대역폭에 비례하여 발생하는 변동비용으로 근사시킨 비용함수를 사용하기로 한다. 따라서, 본 연구의 해법을 적용하기 위한 비용자료는 패킷망 설치에 대한 비용요소를 아크의 고정비용(전송장비 및 케이블 설치비용)과 변동비용(사용대역폭에 따른 변동비용)으로 구분하여 적용하였다. 해법의 성능평가를 위해 사용되는 케이블의 용량은 T1회선 한회선 부터 50회선까지를 고려대상으로 하였다.

전송지연의 허용치  $D^*$  값은 패킷 통신망의 설치에 있어서 매우 큰 영향을 미친다. 즉, 허용치가 큰 경우에는 통신망의 여유회선을 이용하여 다소 많은 지연을 발생 시키는 원거리 루팅이 가능하므로, 통신망 구축에 따른 경제성을 확보할 수 있다. 만일, 허용지연값이 작은 경우에는 거의 대부분 직접 루팅으로 패킷을 전송해야 하므로, 많은 구간에 케이블을 설치해야함으로써 비용증가가 예상된다. 따라서, 전송지연 허용치의 변화에

따른 패킷통신망의 변화를 파악하기 위하여  $D^*$  값을 링크수  $\times \delta$  로하여  $\delta$  값을 0.2-0.5 사이에서 정하였다. 경유교환기 수의 제약은 최대 4로 가정하였다.

이러한 자료를 바탕으로 본 연구의 해법을 적용하면 <표 1>의 같은 결과를 얻을 수 있다. 표에 제시된 계산 결과는 각각에 대하여 4개의 문제를 적용한 평균 값을 나타낸다. 표에서 알수 있듯이 허용지연이 작아지면 비용의 증가와 아울러 문제

<표 1> 계산결과

노드수	아크수	$\delta$	수요형태	% Gap	계산시간	비용 비율		
15	38	0.2	Low	1.74	3.99	1.114		
			Normal	1.18	2.05	1.055		
		0.3	Low	1.59	3.51	1.072		
			Normal	1.48	2.05	1.029		
		0.4	Low	1.40	3.27	1.022		
			Normal	1.35	2.12	1.010		
		0.5	Low	1.34	3.07	1.000		
			Normal	1.31	2.05	1.000		
		20	42	0.2	Low	1.28	5.4	1.202
					Normal	1.64	4.20	1.262
0.3	1.44			5.83	1.099			
	Normal			1.38	4.45	1.157		
0.4	Low			1.48	7.57	1.047		
	Normal			1.43	4.45	1.052		
0.5	Low			1.59	6.06	1.000		
	Normal			1.46	4.27	1.000		

- 1) 계산결과는 각각 4개의 문제에 대한 계산결과와 평균임.
- 2) % Gap =  $100 \times (\text{상한값} - \text{하한값}) / \text{하한값} (\%)$ .  
 계산시간 : 486 DX2 / 50Mhz 실행시간임(초).  
 비용비율 :  $\delta=0.5$ 인 경우의 목적함수 값에 대한 비율임.

해결이 어려워지기 때문에 계산시간이 다소 많이 소요됨을 알 수 있다. 또한 문제의 규모가 커지면 계산시간이 많이 소요되지만, % Gap에는 큰 영향을 미치지 않고 있음을 알 수 있다. 따라서, 보다 규모가 큰 문제를 적용하는 경우에도 다소의 계산시간만 증가될 뿐, 매우 만족할 만한 해를 얻을 수 있을 것으로 기대된다.

한편 수요가 적은 경우에는 직접 루팅방식 보다는, 설치된 설비의 여유용량을 공유하기 위한 경제적인 원거리 루팅이 많이 발생하기 때문에 이에 따른 계산 복잡성이 반영되어 계산시간이 수요가 많은 경우보다 더 소도되는 것으로 판단할 수 있다. 여기서 얻어진 실행 가능해는 적어도 최적해와 2%이상 차이가 나지 않음을 알 수 있다. 또한 486 PC(50MHz)에서 계산시간이 8초 이내로 소요됨을 고려하면, 해법을 적용하는데 있어서 계산 시간 면에서도 유용하게 활용될 수 있을 것으로 판단된다.

## 5. 결론

패킷 교환망은 컴퓨터 통신등 정보통신의 활성화에 따라 활발히 구축되고 있고, 많은 기술적 발전을 이루고 있다. 본 연구에서는 패킷교환망의 설계 문제에서 기존의 연구에서 다루고 있지 않은 경유교환기 수의 제약을 고려한 문제를 다루었다. 패킷 교환망에서의 가장 큰 성능지표가 전송지연이므로, 경유되는 패킷 교환기 수가 증가하는 경우 교환 노드에서의 처리지연 시간이 증가하여 전체적인 전송지연이 증가하게 된다. 또한 경유교환기의 수가 증가함에 따라 통신망 전체의 처리 부하가 증가하고, 동시에 망 관리의 복잡성이 증가하게 된다. 따라서 효과적인 패킷통신망을 운영하기 위하여 트래픽이 경유되는 교환기수에 대한 제약을 두게 된다. 본 연구에서 고려한 교환기의 구

조는 대부분 패킷교환기에서 채택하고 있는 분산형 구조를 가정하였고, 트래픽의 흐름은 단일경로 루팅을 이용한 가상회선 방식을 적용하였다.

설계모형은 비선형 제약조건을 갖는 수리계획 모형으로 정식화 되었고, 최적화 기반의 해법인 Lagrangian 완화방법을 사용하여 목적함수의 하한을 구하였다. 목적함수의 하한을 개선시키기 위하여 강력한 추가적인 제약식(valid inequality)을 고려하였고, 이들 제약 조건을 효과적으로 처리할 수 있는 방법을 개발하였다. 실행가능해는 Lagrangian 부 문제로 부터 얻어진 해를 바탕으로하는 발견적 해법을 개발하였다. 개발된 해법의 효율성을 검토하기 위하여 패킷노드 15개와 20개의 임의의 망을 대상으로 계산결과를 산출하였다. 가정된 자료를 바탕으로 실험한 결과는 계산 시간과 최적해와의 차이 모두에서 매우 만족할 만한 실행가능해를 제시하고 있다. 물론 이 같은 실험은 보다 현실적인 자료의 바탕으로 이루어지는 경우가 바람직하지만, 현실적인 자료를 이용하기에 많은 제약점이 있어 임의의 자료를 대상으로 실험을 실시하였다.

본 연구 결과로 제시된 해법은 비록 일부의 실험자료를 바탕으로 한 것이지만, 제시된 해의 품질은 향후 보다 실제적인 문제에도 효과적으로 적용될 수 있음을 보여주고 있다. 따라서 본 연구의 결과로 제시된 패킷망 설계 방법은 향후 패킷 통신망의 설계시에 유용하게 활용될 수 있을 것이다. 뿐만아니라, 그동안 복잡한 고려 요소였던 경유 교환기 수를 효과적으로 처리할 수 있고, 개발된 해법을 통하여 경제적인 가상경로를 효과적으로 구할 수 있다. 따라서, 현실적인 패킷 통신망의 트래픽 자료와 비용요소가 구해지면, 보다 큰 설계 문제에서 대하여도 유용한 분석 도구로 사용될 수 있을 것이다.

## 참고문헌

- [1] 패킷교환망 구성 및 운용기술 연구, 한국통신, 통신시스템개발센터, 1993.12.
- [2] 패킷교환망 구성 및 서비스 기술조사, 한국통신연구개발단, 1991.11
- [3] ISDN과 패킷교환, 한국전자통신연구소, 1992. 12
- [4] G. Cappellini and A. Massari, "DOPNET : A PC Tool for Design and Planning Packet Switching Networks," ITC-13, 1992.
- [5] B. Gavish and I. Neuman, "A System for Routing and Capacity Assugnment in Computer Communication Networks," *IEEE Transactions on Communications*, Vol.37, No. 4, 360-366, 1989.
- [6] M. Gerla and L. Kleinrock, "On the Topological Destributed Computer networks," *IEEE Transantions on Communications*, Vol. 25, No. 1, 48-60, 1977.
- [7] K. Kamimura and H. Nishino, "Capacity and Flow Assignment of Packet-Switched Networks with Concave Line Function, " ITC-13, 1992.
- [8] C.L. Monma D.D. Sheng "Backbone Network Design and Performance Analysis: A Methodology for Packet Switching Networks," *IEEE J. on SAC*, Vol. 4, No.6, 946-965, 1986.
- [9] T.M.J Ng and D.B. Hoang, "Joint Optimization of Capacity and Assignment in a Packet-Switched Communications Network," *IEEE Transactions on Communicatons*, Vol. 35, No. 2, 202-209, 1987.
- [10] V.R. Saksena, "Topological Analysis of Packet Networks, " *IEEE J on SAC*, Vol. 7, NO. 8, 1243-1252, 1989.
- [11] M. Sexton, and A. Reid, *Transmission Networking: SONET and the Synchronous Digital Hierarchy*, Artech House, 1992.
- [12] R.L. Sharma, *Topology Optimization*, Van Nostrand Reinhold, 1990.
- [13] D.L. Spohn, *Data Network Design*, McGraw-Hill, 1993.
- [14] W. Stallings, *Data and Computer Communications*, Macmillan, 1985.
- [15] L. Zhang, "Designing a New Architecture for Switching Cimmunication Networks," *IEEE Communication Magagine*, Vol. 25, No. 9, 5-12, 1987.