

가상 경로 재구성을 통한 ATM 망 자원 관리 및 제어

正會員 林 載 鎮* 正會員 金 鍾 權*

ATM Network Resource Management and Control via Virtual Path Reconfiguration

Jai Jin Lim*, Chong Kwon Kim* *Regular Members*

요 약

ATM 망이 가진 장점을 충분히 살릴 수 있기 위해서는 ATM 망 자원에 대한 체계적이고 효과적인 관리 및 제어가 필수적이다. 망 설계 시점과 다른 유동적인 망 환경에 능동적으로 대응하기 위해 ATM 망은 기존의 회선 교환망에서의 망 설계 및 계획, 호 라우팅 방법 외에 논리적 가상 경로 재구성 기능을 제공한다. 가상 경로 재구성 기능을 적절하게 이용하면 유동적인 망 운영 환경에서 망 설계 및 계획, 호 라우팅 문제를 보다 유연하게 해결할 수 있다. 그러나 ATM망에서 가상 경로를 이용한 망 재구성은 가상 경로 연결 종점 기능을 갖는 노드쌍의 선정, 두 가상 경로 연결 노드간의 가상 경로 라우팅, 가상 경로 대역폭 할당, 가상 채널 라우팅 등을 고려해야 하는 복잡하고 어려운 문제이다. 대부분의 기존 연구는 가상 경로 망 재구성 문제 전체 영역중 일부분만을 고려하여 망 재구성 문제를 접근하였다. 본 논문에서는 가상 경로 망 재구성의 전반적 요소들을 고려하여 ATM 망 재구성 문제를 수학적으로 모델링 하였다. 제시한 수학적 모델은 매우 복잡한 형태이므로 가능한 해결 방안으로 최대 최소 접근 방식의 발견적 알고리즘을 제시하였다.

주요어 : 가상 경로, 가상 경로 재구성, 최대 최소 발견적 알고리즘, 논리적 망 관리 및 제어

ABSTRACT

In order to sufficiently utilize the potential effectiveness of ATM networks, systematic and effective network management and control systems must be employed. In addition to network design, planning, and call routing techniques used in traditional circuit-switched networks, ATM networks can provide logical VP(Virtual Path) reconfiguration capabilities which can adapt to changes in the network environment. With a proper application of the VP reconfiguration technique, ATM networks can reduce the overhead of frequent network redesign and the overhead of call routing processing. However, ATM VP reconfiguration is a very complex and difficult problem which consists of many facets of optimization subproblems such as VP routing, VP sizing, VP terminating point location and VC routing. Most of previous research on the

* 서울대학교 자연과학대학 계산통계학과
Dept. of Computer Science & Statistic, College of Natural Science, Seoul National University
論文番號 : 94149
接受日字 : 1994年 6月 11日

ATM logical network reconfiguration problem dealt with the subset of the problem. This paper mathematically formulates the ATM network reconfiguration problem completely considering all subproblems.

Since it is very difficult to derive the optimal solution of the formulated problem, we develop a heuristic method based on a Max-min bandwidth allocation principle. We show the feasibility of the proposed heuristic method with a simple example.

Keywords : Virtual Path, VP reconfiguration, Max-min heuristic method, Logical network management and control.

I. 서 론

전기 통신 분야 및 전자 부품 분야에서 발전된 최신 기술은 광대역 종합 정보 통신망(B-ISDN)의 실현을 가능하게 하였다. 광대역 종합 정보 통신망은 동화상, 정지 화상, 음성 데이터 정보를 종합적으로 전달하는 망으로서 LAN의 상호 연결, 주문형 비디오(Video on Demand) 그리고 화상 전화 등의 서비스를 제공할 수 있다.

ATM(Asynchronous Transfer Mode)기술은 많은 전문가에 의해 B-ISDN 서비스의 실현을 가능하게 하는 기술로 인식되고 있으며, CCITT에서는 ATM 기술과 B-ISDN서비스에 대한 표준 작업을 진행중에 있다(1, 2, 3, 4, 5, 6, 7). 기본적으로 ATM은 전송 링크에 여러 소스에서 발생한 데이터를 비동기적(Asynchronous)으로 다중화 / 역다중화하고 교환하는 방법이다. ATM 전송 기술은 모든 데이터를 53옥텟(octet)의 고정 길이 셀로 전송하므로 임의의 B-ISDN 서비스를 그 서비스의 특성이나 트래픽 특성에 관계없이 유연성있게 지원할 수 있다.

ATM 망에서 셀은 셀 헤더에 포함된 가상 경로 식별자(VPI : Virtual Path Identifier)와 가상 채널 식별자(VCI : Virtual Channel) 혹은 호를 설정하여 셀을 주고 받는 연결형 통신이며, 하나의 가상 경로를 이용하여 설정되거나 여러 개의 가상 경로 연결(VPC : VP Connection)을 연결하여 설정된다.

가상 경로를 사용하면 가상 채널의 설정을 용이하게 할 뿐만 아니라 망 자원 할당 및 관리를 효율적으로 할 수 있다. 특히 유동적인 망 환경에 대응하여 기존의 통신망에서 사용하던 망 재설계 방법과 동적 라우팅(dynamic routing) 방법 외에 ATM 망에서는 가상 경로가 제공하는 논리적 망 재구성 기능을 이용하여 망 자원 할당 및 관리를 효율적으로 할 수 있음이 밝혀졌다^(8, 9).

망 재구성은 1980년대 말에 회선 교환 망이나 패킷 교환망에서 DCS(Digital Cross-connect System)의 동적 교환 기능을 이용하여 새로운 방식의 망 관리를 할 수 있다는 사실로부터 발전된 개념이다^(10, 11). 즉 DCS가 제공하는 전송선(fiber)의 동적 연결 기능을 이용하여 트래픽 편중 현상이나 망 장애 등 각 링크의 변화된 트래픽 요구량에 따라 논리적 망을 재구성함으로써 망 자원의 효율적 활용 및 교환기에 가해지는 부하를 감소시킬 수 있음을 발견하였다.

원리적인 측면에서 ATM 망에서의 망 재구성은 DCS 대신 ATM 스위치를 이용하여 가상 경로와 가상 경로의 연결을 바꾼다는 것을 제외하고는 거의 동일하다. 그러나 ATM 망에서의 망 재구성은 DCS를 이용한 기존의 망 보다 더 유연하게 이루어 질 수 있다. 기존의 망에서는 물리적 망의 디지털 전송 시스템의 계층적 구조 때문에 라우팅 변경과 대역폭 변경이 서로 독립적으로 이루어 질 수 없었다. 하지만 ATM 망의 가상 경로 트래픽은 물리적 전송 링크에 직접적으로 다중화/역다중화 되기 때문에 물리적 망의 전송 시스템과 관계없이 단일한 논리적 망 구조를 보여 준다. 따라서 가상 경로의 라우팅 변경, 대역폭 변경, 가상 경로 연결 변경 등의 논리적 망 재구성이 유연하게 이루어진다. 구체적으로 ATM 망에서 가상 경로를 이용한 논리적 망 재구성은 다음의 사항들로 이루어져 있다. 첫째, 가상 경로의 종점 기능(terminating function)을 가지는 가상 경로 종점 노드 쌍의 선정(ATM 스위치 노드 선정), 둘째, 가상 경로의 두 종점 노드간의 물리적 망위에서의 경로 설정(가상 경로 라우팅), 셋째, 가상 경로 대역폭 할당, 넷째, 가상 채널 라우팅 등의 문제로 구성된다.

망 재구성 문제는 그 중요성에 비해 상대적으로 연구 활동이 미흡하였다. 더우기 지금까지의 망 재구성에 관한 연구는 위에서 언급한 망 재구성 문제 전체 영역을 종합적으로 고려한 연구라기 보다는 일부 영역을

대상으로 하였다. 기존의 연구는 가상 경로 대역폭 할당 및 가상 채널 라우팅^(12, 13)을 다루거나 ATM 스위치 노드의 선점⁽¹⁴⁾문제를 다루는 데 주안점을 두었다. 이와 같이 가상 경로가 가진 잠재적 효율성에 비해 그 연구 활동이 가상 경로 재구성 문제의 일부 영역에만 한정된 주 원인은 재구성 문제가 트래픽 제어, 망 설계, 호 라우팅 등을 포함하는 매우 복잡한 문제라는 점이다. 또한 망 재구성 문제와 관련이 있는 분야의 연구가 충분히 성숙하지 못함에서 그 원인의 일부분을 찾을 수 있다.

본 논문에서는 가상 경로 재구성 문제의 제반 고려요소를 종합적으로 포함한 수학적 모델링을 수립하였고 수학적 모델을 해결하는 발견적(heuristic)방법을 제안하였다. 우선, 수학적 모델을 수립하기 위해 가상 경로 종점(terminating)노드와 연결(cross-connecting)노드에서의 가상 경로 트래픽 교환에 대한 비용 모델을 설정하였으며, 가상 경로 대역폭 할당, 가상 채널 라우팅에 대해서도 적당한 비용 모델을 설정하였다. 이 비용 모델을 이용한 목적 함수를 설정하여 목적 함수를 최적화하는 망 재구성 문제를 수학적으로 모델링 하였다. 본 논문에서 수학적으로 모델링 한 망 재구성 문제는 비선형 최적화 문제 형태로 표현되는데 이의 최적해를 구하는 것은 매우 어렵다. 그러므로 가능한 해결방안으로 발견적 알고리즘을 제시하였는데, 이 알고리즘은 각 링크에서 가상 경로 대역폭, 가상 경로의 연결 여부를 결정하여 전체 망에서의 논리적 망 구성 문제를 해결하는 방법을 사용한다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서는 ATM 망에서의 망 재구성 원리 및 이점들에 대해서 살펴 보았다. 3장에서는 물리적 망의 형상 및 링크의 용량, 그리고 단대단 트래픽이 주어진 상황에서 망 재구성 문제를 수학적으로 모델링하였다. 본 논문에서 수학적 모델링한 망 재구성 문제는 각 노드에서 가상 경로 교환 기능(가상 경로 연결 기능) 선택에 따른 호 처리 부담 감소 효과와 가상 채널 교환 기능(가상 경로 종점 기능) 선택에 따른 링크의 대역폭 이용을 향상이라는 두 상반된 효과를, 각 노드를 통과하는 가상 경로의 할당된 대역폭과 연관시켰다. 이를 통해 상반된 효과를 최적화 할 수 있는, 각 노드에서의 가상 경로 구성 형태를 결정하는 수학적 모델을 고려하였다. 4장에서는 3장에서 수학적으로 모델링한 망 재구성 문제의 가능한 풀이 방법으로 최대-최소 흐름제어(Max-min flow control)기법에 기반을 둔 발견적 알고리즘을 고안하였

으며, 이 알고리즘을 간단한 ATM 망 모델에 적용시킨 예를 제시하였다. 마지막으로 5장에서는 본 논문의 요약과 향후 발전 방향에 대해 설명하였다.

II. ATM 망 재구성 원리 및 이점

망 사업자는 트래픽 패턴 또는 양의 변화, 새로운 교환 및 전송 기술의 도입 등과 같은 유동적인 망 운용 환경에서도 서비스 가입자에게 만족할 만한 서비스를 제공하기 위한 대비를 해야 한다. 현재 음성 서비스 위주의 전기 통신망에서 망 운용 환경의 변화에 대비하여 채택하고 있는 기술은 망 재설계 기법과 동적 라우팅 기법이다. 이 두가지 방법은 기술의 적용 환경, 반응 속도 등에서 크게 차이가 나며 Ash 등이 제안한 통합 알고리즘(Unified Algorithm)^(15, 16) 경우에서와 같이 두 가지 방법을 통합 사용할 때 상호 보완적인 관계를 유지하면서 최대의 효과를 누릴 수 있다.

망 재설계 기술은 기존에 설치된 물리적 망의 형상이나 용량을 새로운 환경에 적합하게 수정하는 기술로서 망 환경 변화가 장기적인 경우나 변화가 큰 규모로 발생했을 때 적용하는 기술이다. 망 재설계는 기설치된 자원의 사용을 변경하는 것이 아니라 새로운 망 환경에 맞추어, 물리적 망의 교환 장치나 전송 설비를 신규 설치하거나 용량을 조정하는 결정을 한다. 따라서 망 재설계를 자주 적용하는 것은 비용, 서비스 지속 등과 같은 문제를 야기시키므로 보통 2~3년 주기로 필요한 경우에만 수행하는 것이 일반적이다.

동적 라우팅 기술은 물리적 망의 형상이나 용량을 변경하지 않고 기설치된 장비나 자원을 사용하여 망 환경 변화에 대처하는 방안으로 일시적이고 소규모적인 망 환경 변화에 가장 잘 적용될 수 있는 기술이다. 동적 라우팅은 트래픽 패턴 및 트래픽 양의 변화에 따라 라우팅 테이블을 갱신함으로써 수행된다. 즉 동적 라우팅은 물리적 망을 변경시키지 않고 이미 설치된 망의 자원을 소프트웨어적으로 재분배하는 형태로 수행된다. 따라서 일단 라우팅이 결되면 비교적 신속하게 기존의 사용자에게 주는 영향을 최소로 하면서 실시간으로 라우팅을 변경할 수 있다.

위에서 토의한 바와 같이 망 재설계 기법과 동적 라우팅 기법은 적용 범위, 환경, 반응시간 그리고 적용 주기 등에서 큰 차이를 보이고 있다. 이 두가지 방법의 특징은 표 1에 비교되어 있다. 망 재설계 기법은 대규모, 지속적 환경 변화에 잘 대처할 수 있으며 동적 라

우팅은 실시간 제어가 가능하다는 장점을 가지고 있다. 단점으로 망 재설계는 비용이 많이 들 뿐만 아니라 결정과 구축 시간이 많이 걸린다는 점이 있고 동적 라우팅은 호 처리 질차가 복잡하고 교환기의 호 처리 부하가 증가한다는 점이 있다.

표 1. 망 재설계 기법과 동적 라우팅 기법의 비교
Table 1. Comparison of network redesign technique and dynamic routing technique.

	망 재설계	동적 라우팅
적용환경	상기적 변화	인식적 환경 변화
	대규모 환경 변화	소규모 환경 변화
구현에 걸리는 시간	수개월	십시간
적용 주기	2 ~ 3개월	매 시간
교환기 호 처리 능력에 미치는 영향	없음	호 처리 부하 증가

망 재설계 기법이나 동적 라우팅을 통한 트래픽 제어 기법들의 장점들을 흡수하고 취약점들을 개선할 수 있는 방법이 바로 논리적 망 재구성 기법이다. 논리적 망 재구성 방식은 물리적 망의 형상이나 용량을 그대로 사용하면서 소프트웨어적으로 논리적 망을 구성하는 기법이다. 그러므로 망 재구성 방식은 실시간 제어가 가능하고 단대단 연결도(end to end connectivity)를 증가시켜 각 교환기에서의 호 처리 부하를 감소시킬 수 있다는 장점이 있다. 뿐만 아니라, 망 재구성 방식은 망 환경의 변화에 따라 동일한 물리적 망에서 서로 다른 논리적 망을 재구성 함으로써 라우팅 방식에 비해 보다 대규모적인 망 환경에 대처할 수 있고, 물리적 망 설계의 빈도를 줄임으로써 빈번한 망 재설계에 따른 비용을 감소시킬 수 있다.

ATM 망에서 논리적 망의 재구성은 가상 경로의 연결을 변경하거나 또는 용량을 변경함으로써 수행된다. 단대단 호의 접속은 물리적 전송 링크에서 수행되는 것이 아니라 논리적 가상 경로를 잇는 방식으로 수행된다. 각 가상 경로는 물리적 망의 전송 링크처럼 정해진 전송 용량을 가지게 되며 이 용량은 논리적 망 설계시에 결정된다. 그러나 ATM 망은 망 운용 환경이 변하면 이미 설정된 가상 경로의 형상 또는 용량을 변경하여 새로운 환경에 적응하는 능력을 가지고 있다.

ATM 망에서 논리적 망을 재구성하는 원리를 예를

들어 설명하기로 하자. 먼저 임의로 선정된 그림 1(a)와 같은 물리적 망이 있다고 가정하자. 이 물리적 망은 네개의 접속 교환기(Access switch), 1, 2, 3, 4, 와 두개의 탄뎀 스위치(Tandem switch), A, B,로 구성되어 있고 물리적 계층의 전송 링크는 (1, A), (A, B), (B, 4), (A, 3), (B,3)의 다섯개가 있다. 여기에서 모든 트래픽은 대칭적이라고 가정하고 전송 링크 및 가상 경로도 full duplex 연결이라고 가정하자.

주어진 물리적 망에서 초기 망 운영 환경에 따라 가상 경로가 그림 1(b)와 같이 구성되었다고 가정하자. 이 논리적 망에서 가상 경로 VP₁은 물리적 계층 전송 경로 (1, A), (A, B) 그리고 (B, 4)를 서로 연결하여 생성된 것이다. 각 교환기에 있는 호 처리 기능은 가상 경로 VP₁이 노드 1과 4를 직접 연결하는 경로로 여기게 되고 따라서 노드 1과 노드 4사이의 호는 복잡한 라우팅 절차없이 연결이 설정된다. 그림 1(b)에서 설정한 가상 경로를 논리적 링크로 생각하고 그림 논리적 망의 형상은 그림 1(c)와 같이 된다. 여기에서 노드 쌍 (1, 3)을 제외한 모든 노드 쌍은 가상 경로에 의해 직접 연결되고 호 연결은 매우 간단하게 수행할 수 있다. 노드 쌍 (1, 3) 사이의 트래픽은 가상 경로 VP₁, VP₂를 연결하거나 가상 경로 VP₂, VP₃를 연결하여 라우팅된다.

먼저, 변화하는 망 운영 환경에 대응하여 가상 경로의 형상을 그대로 두고 이미 설정된 가상 경로의 대역폭만 변경시키는 망 재구성 방법을 살펴보자. 초기 망 환경에 적합하게 구축된 논리적 망 그림 1(c)가 운영되는 동안 노드 쌍 (2, 3), (3, 4) 사이의 트래픽이 줄어든 대신 노드 쌍 (2, 4) 사이의 트래픽 양이 증가하였다고 가정하자. 이 경우 노드 쌍 (2, 3) 사이에 설정된 가상 경로 VP₁과 노드 쌍 (3, 4) 사이에 설정된 가상 경로 VP₂에는 할당된 대역폭에 비해 상대적으로 적은 부하가 걸리고, 반면 노드 쌍 (2, 4) 사이의 가상 경로 VP₃에는 많은 부하가 걸리게 된다. 기존의 망 관리에서는 이런 현상이 발생하면 망을 재설계하여 트렁크 및 스위치 용량을 조절, 개설하거나 노드 쌍(2, 4)의 트래픽을 VP₁, VP₂ 경로를 사용하여 우회적으로 라우팅하는 동적 라우팅 기법을 사용하여 적절한 서비스 품질을 유지할 것이다. 우회적으로 라우팅하는 방법은 노드 3에 호 처리 부하를 증가시키는 단점을 가지게 된다. 이 경우 ATM 망에서는 VP₁과 VP₂에 할당된 전송 용량을 VP₃에 추가 할당하는 논리적 망 재구성 기법을 사용하여 모든 호에게 적절한 서비스 품질을 제공할 수 있다. 전송 용량이 재조정된 논리적 망은 그림 1(d)에

나타나 있다.

논리적 망 재구성 기법에서는 기존에 설정된 가상 경로의 대역폭을 재조정하는 방법과 더불어 가상 경로의 형상을 재구성하는 방법도 사용할 수 있다. 예를 들면 노드 쌍 (1, 4) 사이 트래픽과 노드 쌍 (2, 3)사이의 트래픽 양이 줄어든 대신 노드 쌍 (1, 3), 노드 쌍 (2, 4)의 트래픽 양이 증가한다고 하자. 이렇게 망 환경이 변하는 경우에는 기존에 설정된 사용률이 저조한 가상 경로 VP₁과 VP₄를 해제하고 트래픽 양이 늘어난 노드 사이의 가상 경로의 용량을 증대시키거나 새로운 가상 경로를 설정함으로써 서비스 품질을 유지시킬 수 있다. 그림 1(e)은 VP₃의 용량을 증대시키고 새로운 가상 경로 VP₆를 설정한 망 재구성 결과를 보여 주고 있다.

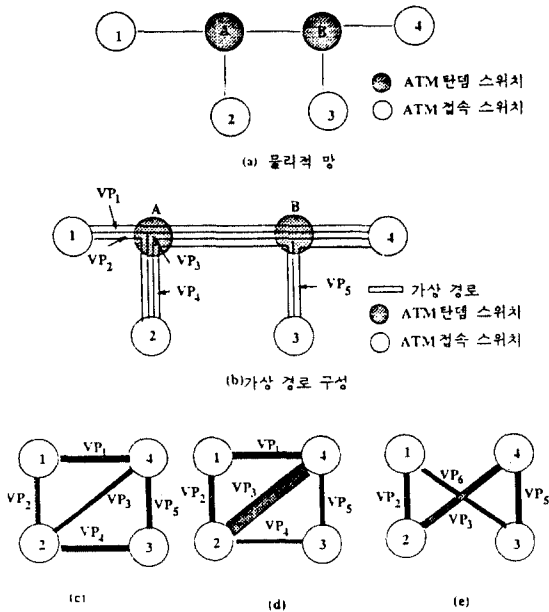


그림 1. 가상 경로 재구성 예
Fig 1. A VP reconfiguration example

위와 같이 ATM 망에서의 망 재구성은 유동적인 망 상황에 대응하여 기존의 망 재설계 및 동적 라우팅 기법의 취약점들을 보완할 수 있다. ATM 망의 망 재구성 기능이 주는 이점들은 망의 신뢰성 향상 측면이나, 트래픽 균등화 측면, 그리고 장애에 대응한 실시간 망 제어 측면에 많이 논의되어 왔다^[8, 9, 17, 18, 19, 20, 21]. 결론적으로 ATM 망에서 가상 경로를 이용한 망 재구성은 성능 향상 측면에서 뿐만 아니라 ATM 망의 서비

스 이용자 및 ATM 망을 관리하는 관리자에게 유용한 망 이용 가능성을 열어 놓았다는 점에서 매우 중요하다. 특히 성공적인 광대역 종합 정보 통신망의 보급은 효율적이고 체계적인 ATM 망 자원 관리 및 제어 시스템의 사용에 달려 있다고 할 수 있다. 따라서 다른 트래픽 제어 기법에 비해 상대적으로 연구가 부진한 망 재구성에 대해 좀더 많은 연구가 행해져야 한다.

III. 수학적 모델링

본 논문에서 고려하는 물리적 망은 n개의 노드로 이루어져 있으며, 노드 집합 $N = \{1, 2, \dots, n\}$, 링크 집합 $A \subset N \times N$ 의 그래프 $G(N, A)$ 로 나타낼 수 있다. 기호를 간단하게 표시하기 위해 물리적 망의 각 링크에 대해서 번호를 부여하여 링크 집합을 $L = \{1, 2, \dots, l\}$ 으로 나타내며, 물리적 망의 각 링크의 용량은 용량 벡터 $C = (c_1, c_2, \dots, c_l)$ 로 표시하자. 물리적 망에서 두 노드 사이에 설정된 경로는 두 노드를 잇는 링크를 순차적으로 나열하는 집합이 된다. 수학적 모델링을 위해서 우선 각 노드는 모두 ATM 교환 기능을 가지고 있다고 가정한다. 수학적 모델의 해인 망 재구성 결과에 따라 노드를 지나는 각 가상 경로에 대해 해당하는 노드가 가상 경로 연결 기능(cross connecting function)을 가지는 지, 가상 경로 연결 종점 기능(terminating function)을 가지는 지 결정된다. 여기에서 사용자 접속(access)노드는 망 재구성 결과에 관계 없이 항상 가상 경로 연결 종점 기능을 가지는 것으로 설계되고, tandem 노드만이 망 재구성 결과에 따라 가상 경로 연결 종점의 여부가 판별된다. 사용자 접속 노드는 단대단 트래픽을 생성하며, 노드 쌍 w의 트래픽의 제공 부하를 t_w 라 하고 트래픽 벡터 $T = (t_1, t_2, \dots, t_m)$ 는 각 노드 쌍의 제공 부하를 원소로 가진다.

위와 같은 물리적 망 위에서 재구성 문제를 수학적으로 모델링 하기 위해 몇가지 중요한 기호들을 정의 하자.

- V : 물리적 망에 정의된 가상 경로의 집합
- V_w : 노드 쌍, w, 사이에 설정된 가상 경로. 가령, 그림 1(b)에서 노드 쌍 (1, 4)사이의 가상 경로 $V_{(1,4)}$ 는 $\{(1, A), (A, B), (B, 4)\}$ 로 표시된다.
- X_v : 가상 경로 $v \in V$ 에 할당된 대역폭. 망 재구성 문제에서 결정하는 가상 경로에 할당되는 대역폭을 나타내는 결정 변수이다.

- Q_i : 노드 i 가 종단점(terminating point)인 모든 가상 경로의 집합. 가령, 그림 1(b)에서 Q_1 은 $\{VP_1, VP_2\}$ 가 된다.
- Q'_i : 노드 i 를 중간 노드로 하는 모든 가상 경로의 집합. 가령 그림 1(b)에서 Q'_1 은 $\{VP_1, VP_2, VP_3, VP_4\}$ 가 된다.
- P_w : 트래픽 발신지-착신지 쌍, w ,를 연결하는 모든 가상 가상 채널 연결의 집합.

$$P_w = p_w^1, p_w^2, \dots, p_w^{w_k}$$

발신지 착신지 쌍을 잇는 가상 채널 연결은 하나 이상의 가상 경로를 연결함으로써 설정되며, 다수의 서로 다른 경로가 있을 수 있다. 각 가상 채널 연결은 노드 쌍, w , 를 잇는 가상 경로를 순차적으로 나열하는 집합으로 표시된다.

- R_l : 링크 $l \in L$ 을 지나는 가상 경로의 집합.
- Y_{iw} : 트래픽 발신지-착신지 쌍, w ,의 트래픽 중 가상 채널 연결 P_{iw} 로 라우팅되는 트래픽 양을 나타내며, 결정 변수에 해당한다.

가상 경로 재구성 문제의 목적 함수를 결정하기 위해 가상 경로 설정에 따른 이점과 비용을 살펴보도록 하자. 그림 2(a)는 탠덤 스위치 두개가 하나의 물리적 전송 링크에 의해 연결되고 각 탠덤 스위치는 n 개의 접속 스위치와 접속되어 있는 망구조를 나타내고 있다. 이 그림에서 노드 i 는 노드 i' 와만 통신을 한다고 가정했을 때 노드 쌍(i, i')을 잇는 n 개의 가상 경로를 그림 2(b)와 같이 생성할 수 있다. n 개의 가상 경로에 동일한 전송 용량이 할당되었다면 각 가상 노드의 전송 용량은 링크 (A, B) 전송 용량의 $1/n$ 만큼 할당된다. 그림 2(b)와 같이 모든 단대단 통신 노드 쌍을 직접 연결하는 가상 경로를 설정하면 탠덤 스위치 노드 A, B에서는 가상 경로 연결 기능만을 수행하게 되고 가상 채널 식별자 해석이나 호 처리 기능을 수행하지 않아도 된다는 장점을 누릴 수 있다. 반면, 각 가상 경로의 전송 용량이 작으므로 통계적 다중화 이득(Statistical Multi plexing Gain)을 누리지 못하고 따라서 서비스 품질과 전송 장비 사용율이 저하된다는 단점을 조래하게 된다.

그림 2(b)와 반대로 단대단 가상 경로를 전혀 지원하지 않는 경우도 생각할 수 있다. 그림 2(c)는 전송 링크 자체가 가상 경로가 되는 논리적 망을 나타내고 있다. 이 방식은 모든 호가 탠덤 스위치 A와 B에서 교

환되어야 하므로 탠덤 스위치의 호 처리 부하가 증가한다는 단점을 가지게 되나 링크 (A, B)에서 최대의 통계적 다중화 이득을 누리고 이용율을 높일 수 있다는 장점이 있다.

가상 경로 설정에 따른 논리적 망 재구성은 노드에서 가상 경로 교환 가능 선택과 가상 채널 교환 가능 선택에 따른 호 처리 부담 감소 효과와 링크의 대역폭 이용율 향상 효과에 따른 상호 보완 효과를 최대화 하는 방향으로 결정되어야 한다. 각 노드에서 가상 채널

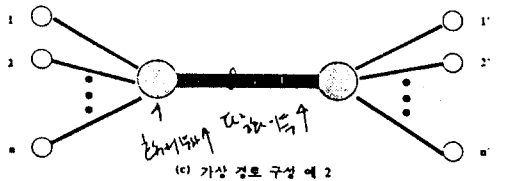
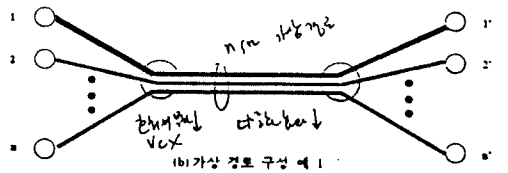
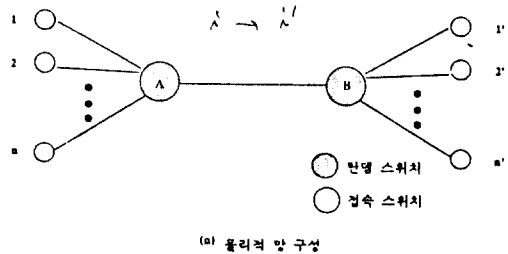


그림 2. 가상 경로 구성 방법에 따른 장단점 비교
 Fig 2. comparison of pros and cons in VP configuration methods

교환을 하면 호 처리 부담은 상승하지만 통계적 다중화가 주는 이점을 더 얻을 수 있기 때문에 링크의 대역폭 이용율은 향상한다고 할 수 있다. 반면 가상 경로 교환을 하면 중간 노드에서의 호 처리 부담의 감소 효과를 누릴 수 있지만 링크의 대역폭을 나누어 가짐으로써 통계적 다중화 이득 효과가 각 가상 경로 내에서만 발생하게 된다. 따라서 각 노드에서 노드를 지나는 각 가상 경로에 대해 어떤 교환 방식을 사용하느냐에 따라 그림 3에서 보이는 것과 같이 비용곡선을 그릴 수 있

다. 그러므로 망 재구성시에는 이러한 점을 충분히 고려할 수 있는 재구성 목적 함수의 선정이 중요하다.

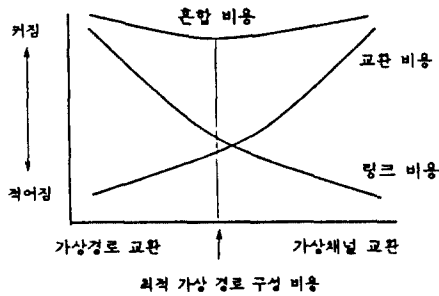


그림 3. 교환 비용과 링크 비용
Fig 3. Switching cost and link cost

본 논문에서는 가상 채널 설정과 관련된 교환기의 비용과 전송 설비의 비용을 고려하여 이 두 비용의 합이 최소가 되도록 하는 목적 함수를 도출하였다. 교환기 비용에는 호 설정시 야기되는 호 처리 비용과 호 설정된 후 각 연결 노드에서 셀을 처리할 때 발생하는 셀 처리 비용이 포함된다.

교환기에서 발생하는 가상 채널 교환 비용, C_{CG} 은 각 교환기에서 호 설정시의 호 처리 비용과 호 설정 후의 셀 처리 비용을 나타낸다. 본 논문에서는 이들 비용을 모두 동일하게 취급하여, 가상 경로의 종단점에서 가상 경로의 할당되는 대역폭에 비례하도록 선정하였다. 따라서 망에서의 총 가상 채널 교환 비용은 다음과 같다.

$$C_{vc} = \sum_{i=1}^n \sum_{v \in Q_i} X_v$$

교환기에서 발생하는 가상 경로 교환 비용, C_{PB} 도 가상 채널 교환 비용과 유사한 방법으로 결정된다. 즉, 호가 설정된 후 각 가상 경로의 연결 노드에서 교환되는 셀을 처리할 때 발생하는 셀 처리 비용을 나타낸다. 본 논문에서는 이 비용이 가상 경로의 연결 노드에서 교환되는 가상 경로에 할당된 대역폭에 비례하도록 선정하였다. 망에서의 총 가상 경로 교환에 대한 비용은 다음과 같다.

$$C_{vp} = \sum_{i=1}^n \sum_{v \in Q_i} X_v$$

가상 경로 설정시에는 교환기 비용 뿐만 아니라 전송 설비에 관련된 비용도 고려해야 한다. 전송 설비를

가장 효율적으로 사용하는 방안을 각 전송 링크에 전송되는 모든 데이터를 하나의 가상 경로로 다중화하는 방안이다. 즉, 가상 경로의 대역폭을 최대화하여 최대의 통계적 다중화 이득을 획득하는 방안이다. 기존의 ATM 망의 재구성성에 관한 연구에서는 통계적 다중화 이득에 따르는 비용을 셀 전송 지연 또는 손실율(Cell Loss Ratio)로 표시하는 방법을 채택하였다. 이 방식을 사용하는 목적함수가 비교적 간단하게 도출되고 또한 대부분의 경우 목적 함수가 볼록 함수(Convex function)로 표시되어 문제의 해를 쉽게 구할 수 있다는 장점을 가지고 있기 때문이다.

망 전체의 관점에서 ATM 망 성능은 각 가상 채널에서 평균적으로 발생하는 셀 손실을 또는 셀 지연 시간보다, 망 전체에서 지원할 수 있는 트래픽의 부하로 표현하는 것이 더욱 정확하다. 특히 ATM 망에서는 서비스 품질을 보장하기 위해 연결 수락 제어(CAC : Connection Admission Control)를 수행하는 데 이 때 이미 셀 지연 및 셀 손실율과 같은 성능을 고려하여 연결을 제어하므로, 논리적 망 구성에서는 어떤 주어진 연결 수락 제어를 가정하고 이 가정하에서 최대 처리율을 가지는 망을 설계하는 문제로 모델링해야 더 적절한 해를 구할 수 있다.

연결 수락 제어에 대한 방법은 여러가지 제안되었으나 본 논문에서는 연결 수락 제어가 M/M/m/m의 Erlang B 함수에 따른다는 것을 가정하였다. 이러한 연결 수락 제어 모델이 가능한 이유는 호 설정을 요구하는 사용자 트래픽이 CBR(Constant Bit Rate) 특성을 보이거나 VBR(Variable Bit Rate)특성을 보여도 호가 요구하는, 통계적 다중화에 따른 필요한 대역폭을 계산할 수 있다는 점 때문이다. CBR 트래픽의 경우 통계적 다중화 효과를 거의 얻을 수 없기 때문에 통계적 다중화에 따른, 필요한 대역폭은 CBR 트래픽이 요구하는 최고 비트 속도(Peak Bit Rate)에 해당하는 대역폭이 될 것이다. 또 VBR 트래픽의 경우 Equivalent Bandwidth⁽²²⁾의 개념을 이용하여 통계적 다중화에 따른, 필요한 대역폭을 계산할 수 있다. 즉 호가 가지는 트래픽 특성에 관계없이 접속 스위치에서는 호를 착신지로 전송하기 위해 선택하는 가상 경로에서, 가상 경로의 대역폭과 호와 관련된 대역폭을 이용하여 연결 수락 제어를 수행할 수 있다.

따라서 통계적 다중화 이득을 극대화하여 전송 설비의 이용율을 향상시키려는 것은 단대단 호 손실율과 관련이 있다. 즉 모든 가상 경로에서 통계적 다중화 효

과를 최대한 극대화하여 망에서의 전송 설비의 이용율을 향상 시킨다는 것은 망에서의 호 손실율을 최소한으로 줄일 수 있음을 의미한다. 본 논문에서는 이러한 관계를 반영하여, 전송 설비의 이용율과 관련된 전송 설비 비용을 호 손실율로 표현하였다.

가상 경로의 호 손실율은 가상 경로 집합 V 와 트래픽 T 가 주어질 때 $B(V, T)$ 라는 공식으로 표현하며, 노드 쌍, w ,가 경험하는 호 손실율을 $B_w(V, P)$ 로 표현한다. $B(V, T)$ 나 $B_w(V, T)$ 는 호 라우팅이 어떤 식으로 이루어 지느냐에 따라 결정되는 함수로서 일반적인 폐쇄함수로는 표현이 불가능하다. 단대단 호 손실율 $B_w(V, T)$ 을 이용하여 전송 설비의 이용에 따른 망에서의 호 손실 비용, C_B ,는 다음과 같이 나타낼 수 있다.

$$C_B = \sum_w t_w \cdot B_w(V, T)$$

위에서 살펴본 바와 같이 본 논문에서는 망 재구성 문제의 각 영역에 대해 적당한 비용 모델을 설정하였다. 이를 바탕으로한 망 재구성 비용, C_{Reconf} ,은 이들 비용의 총합으로 표현될 수 있다.

$$C_{Reconf} = \alpha \cdot C_{VC} + \beta \cdot C_{VP} + \gamma \cdot C_B$$

여기서 α, β, γ 는 각 비용항에 대한 가중치이며 이는 망 재구성에서 각 고려 요인의 중요도를 의미한다. 이들 값의 선정은 망 설계자의 경험이나 기타 경제적 비용 요인을 고려하여 임의로 주어진다.

위의 망 재구성 비용 함수를 토대로 망 재구성 문제를 수학적으로 모델링 할 수 있다. 문제에서 원래의 물리적 망 형상과 용량 그리고 각 노드 쌍 사이의 제공 부하가 조건으로 주어져야 한다. 물리적 망 형상은 $G = (N, A)$ 라는 그래프로 표시되고 각 링크의 용량은 벡터 $C = (c_1, c_2, \dots, c_l)$ 로 표현된다. 교환기의 용량은 결정 변수이므로 문제에서 주어지지 않는다. 노드 쌍 사이의 제공 부하는 트래픽 벡터 $T = (t_1, t_2, \dots, t_m)$ 로 표시된다.

최적 망 재구성 문제는 수학적 프로그래밍(Mathematical Programming)문제중 목적 함수가 비선형 형태를 가진 비선형 프로그래밍(NLP : Non Linear Programming)문제로 모델링 된다. 목적 함수는 식 (1)과 같다.

$$\min \left\{ \alpha \cdot \sum_{i=1}^n \sum_{v \in V} Q_i X_v + \beta \cdot \left(\sum_{i=1}^n \sum_{v \in V} X_v \right) \right.$$

$$\left. + \gamma \cdot \sum_w t_w \cdot B_w(V, T) \right\} \tag{1}$$

계약식은

$$\sum_{v \in R_k} X_v \leq C_k, 1 \leq k \leq l \tag{2}$$

$$\sum_i Y_{wi}, t_w, 1 \leq w \leq m \tag{3}$$

이 된다. 식 (2)는 물리적 링크를 지나는 가상 경로의 대역폭 합이 물리적 링크의 용량을 넘지 않아야 함을 의미한다. 식 (3)은 트래픽 발신지 착신지 쌍간의 트래픽은 두 노드 사이에 설정된 적어도 하나의 가상 채널 경로를 통해서 반드시 흘러야 함을 의미한다.

본 논문에서 공식화된 망 재구성 문제는 전송 설비의 이용율 혹은 호 손실율을 향상 시키는 효과와 각 노드에서의 처리 부담의 증가라는 역효과를 적절히 조화시키는 범위에서 최적망 재구성을 수행하도록 하는 것이 수 목적이다. 망 재구성 시에 이들 효과를 어느 정도의 가중치를 두어 반영할 것인지는 이미 언급한 바와 같이 망 설계자의 경험이나 경제적 요인에 따른 선택에 따라 달라질 것이다.

또 본 논문에서 공식화된 망 재구성 문제는 특정한 호 라우팅 방법에 구애받지 않으며, 호 설정시에 지나지 않는 휴수의 제한, 호 설정 지연 등의 라우팅과 관련된 실질적 조건들에도 구애받지 않는다. 이들 실질적인 조건들은 위의 모델링에 이들 조건을 반영하는 몇가지 제약 조건들을 추가함으로써 표현가능하다. 목적함수의 $B(V, T)$ 는 모든 호가 동일한 트래픽 특징을 가진다는 것을 가정하는 경우 Erlang B 함수를 사용할 수 있으며, 여러 서비스 계층이 존재하는 경우 재귀적(recurrent) 방법^[20]을 이용해서 계산한다.

IV. 발견적 알고리즘 및 분석

1. 발견적 알고리즘

본 논문에서 제시한 공식화된 망 재구성 문제는 비선형 조합형 최적화 문제(nonlinear combinatorial optimization problem)로 NP-Complete 문제이다. 현재 비선형 최적화 문제에 대한 일반적인 해법은 존재하지 않으며 branch and bound 기법 등의 근사에 의한 해결책 등이 있다^[21]. NP-Complete 문제를 푸는 것은 문제 영역이 증가함에 따라 시간 복잡도 및 공간 복잡도(time complexity and space complexity)가 중요한 문

제로 등장한다.

발견적 접근 방식은 계산 시간이나 수행시 요구되는 공간 복잡도에 의해 현실적인 풀이의 보장이 어려운 경우 사용하는 방식으로 문제 자체에 내포된 정보를 이용하여 문제의 제약조건을 만족하는 해를 구하는 방식이다. 발견적 접근 방식의 중요한 점은 문제의 유사성을 이용하는 것이다. 즉 원래 문제와 유사한 문제를 고려하여 해당하는 문제를 풀 수 있는 알고리즘을 제시하고 이를 이용하여 원래 문제에 접근하는 방법을 사용한다. 발견적 방법은 이와 같은 기법을 사용하여 제약 조건을 만족하는 해를 신속하게 구하는 장점을 가지고 있으나 해가 최적해가 아니라는 단점을 가지고 있다. 그러나, 망 재구성 문제와 같은 많은 현실 문제에서 신속하게 최적해에 가까운 해를 구하는 것이 중요하므로 본 논문에서는 수학적으로 모델링 된 망 재구성 문제를 풀 수 있는 발견적 방법을 제시하였다.

본 논문에서 제시한 발견적 방법은 우선 모든 트래픽에 하나의 가상 경로를 구축하여 완전 연결형 논리적 망을 초기 망으로 구축하고 이를 부분 수정하는 방법이다. 완전 연결 형태로 논리적 망을 구축하면 하나의 물리적 전송 링크에 여러 개의 가상 경로가 설정되어 전송 링크의 용량 제약 조건에 따라 각 가상 경로에 할당되는 대역폭이 줄어 들게 된다. 그러므로 완전 연결 형태의 논리적 망구성은 통계적 다중화 이득을 최소로 하며 호 처리 비용 또한 최소로 하는 망 구성 방법이다. 제시한 방법은 완전 연결형 망을 초기 망으로 하여 점차 통계적 다중화 이득을 증가시키는 접근 방법을 사용한다.

본 논문에서 제시한 발견적 알고리즘은 초기의 완전 연결형 논리적 망을 구성할 때 최대-최소(Max-min) 흐름 제어^[25]의 개념을 사용한다. 최대-최소 흐름 제어에서는 모든 트래픽이 공평하게 망 자원을 이용하도록 조정한다. 즉 망에서 진행되는 각 호에 대해 최소의 자원을 가지는 호 혹은 가장 최악의 망 환경을 겪는 호에게 가능한 많은 양의 망 자원을 사용할 수 있도록 망의 자원을 배분함으로써 각 호들 간의 공평성을 꾀하고자 한다.

최대-최소 흐름 제어에서는 각 트래픽이 라우팅되는 경로는 이미 결정되어 있다고 가정한다. 경로가 이미 결정되고 각 트래픽의 제공 부하가 주어지면 각 링크에 걸리는 부하를 결정할 수 있다. 링크 중에서 용량에 비해 부하가 많이 걸려 과밀 현상이 생기는 링크를 선택하여 이 링크를 이용하는 모든 트래픽에게 공평하게

자원을 분배한다. 가장 병목이 심한 링크에서 자원이 할당됨에 따라 다른 링크에서도 자원이 할당되며 병목 현상이 일어나지 않은 다른 링크에서는 아직 할당되지 않은 자유 대역폭(free bandwidth)이 남게 된다. 이 자유 대역폭과 아직 자원이 할당되지 않은 트래픽의 부하를 고려하여 또 다시 병목 현상이 제일 심한 링크를 결정할 수 있고 이 링크에서 마찬가지로 방법으로 전송 자원을 할당한다. 이 과정을 모든 링크의 자원이 전부 할당되거나 또는 모든 트래픽에 자원이 할당될 때까지 반복한다. 본 논문에서는 호 손실율이 가장 높은 링크를 병목 링크로 인식하고, 해당하는 링크에서 각 가상 경로들이 동일한 호 손실율을 갖도록 가상 경로를 재구성했다. 즉 공평한 자원 분배를 통해 전체적인 비용의 최소화를 목적으로 각 병목 링크에서의 가상 경로 재구성 문제에 접근하였다.

일단 초기의 완전 연결형 망이 구축되면 더이상의 개선이 불가능할 때까지 초기의 망을 개선시키는 논리적 망 구성을 찾는 작업을 계속 수행한다. 논리적 망의 개선은 가장 호 손실율이 높은 전송 링크를 찾아 그 링크의 가상 경로를 변경하는 방법을 사용한다. 예를 들어, 호 손실율이 가장 높은 링크가 그림 4(a)에서와 같이 결정되었다고 하자. 그림 4(a)의 전송 링크에는 가상 경로가 네개 설정되어 있다. 만약 이 가상 경로를 해체하여 그림 4(b)와 같이 재구성하면 VP_1 , VP_2 , VP_3 과 같은 가상 경로를 사용함에 따라 통계적 다중화 이

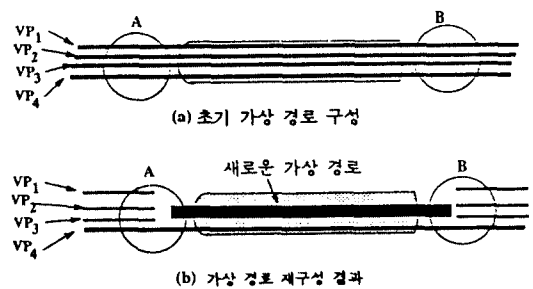


그림 4. 발견적 알고리즘을 이용한 각 링크에서의 가상 경로 재구성

Fig 4. VP recon figuration on each link using the heuristic algorithm

득이 높아지게 되고 호 손실율이 낮아지게 된다. 그러나 노드 A 와 B에서 가상 채널 교환되지 않았던 VP_1 , VP_2 , VP_3 의 호가 노드 A와 B에서 교환되어 교환기 비용이 증가하는 현상을 초래하게 된다. 본 논문에서 제시한 발견적 알고리즘은 재구성 대상이 되는 전송 링크를 사용하는 가상 경로를 조합하는 방법을 완전히 조사하여 지역적 최적 구성을 생성하는 방법을 사용한다.

앞에서 토의한 가상 경로 설정 방법과 각 전송 링크에서 가상 경로를 재구성 방법을 통합하여 발견적 알고리즘을 조합할 수 있다. 발견적 알고리즘을 의사코드(pseudo-code)로 기술하면 Algorithm 1과 같다.

Algorithm 1

```

procedure VP_Reconfiguration
  begin
    단계 1 : Get_Initial_VP_Configuration;
    단계 2 : Allocate_VP_Bandwidth;
    단계 3 : Do_VP_Reconfiguration;
    return ;
  end.
  procedure Get_Initial_VP_Configuration
  begin
    Find the shortest path between the traffic
    source-destination pairs based on the hop
    counter over the physical network;
    Assign each physical path to a corresponding
    end-to-end VP;
    return;
  end.
  procedure Allocate_VP_Bandwidth
  var
    V : 대역폭을 할당받지 않은 가상 경로 집합;
    L : 물리적 망의 링크 집합;
     $V_\ell$  : 물리적 망의 링크  $\ell$ 을 지나는 가상 경
    로 집합;
     $C_\ell$  : 물리적 망의 링크  $\ell$ 의 용량;
     $X_v$  : 가상 경로  $v$ 의 대역폭;
     $A_v$  : 가상 경로  $v$ 에 제공된 트래픽 부하;
     $E(C, a)$  : 용량  $C$ , 제공부하  $a$ 로 결정되는
    Erlang B 함수;
  
```

begin

Calculate the each link blocking, $E(C, a)$, of the physical network with $C = C_i$, $a = \sum_{v \in V_i} A_v$;

while ($V \neq \phi$) do

Choose the link, $l \in L$, with the highest link blocking;

Find the VI:

For all $v \in V_i$, allocate X_v such that $E(X_v, A_v) \approx E(X_l, A_v)$ $v, v_i \in V_i$

and $\sum_{v \in V_i} X_v = C_{\ell_i}$

$C_k = C_k - X_v$, $k \in L - \{l\}$, where $v \in V_i$ crossing link k ;

$L = L - \{l\}$

$V = V - V_i$;

od

return;

end.

procedure Do_VP_Reconfiguration

var

L : 물리적 망의 링크 집합;

S : 재구성 수행 링크 집합;

L^k : 단계 k에서의 물리적 망의 링크 집합;

$C^k, C_{i \text{revort}}$: 망 재구성 비용;

V_ℓ : 링크 ℓ 을 지나는 가상 경로 집합;

X_v : 가상 경로 v 의 대역폭;

A_v : 가상 경로 v 에 제공된 트래픽 부하;

$E(C, a)$: 용량 C , 제공부하 a 로 결정되는 Erlang B 함수;

begin

$k = 1; L^k = L;$

$S = \phi$

$C^k = C_{i \text{revort}} = \text{MaxCost};$

Calculate the each link blocking, $E(C, a)$, of the physical network with $C = C_i$, $a = \sum_{v \in V_i} A_v$;

루프 :

Choose the link, $l \in L^k$, with the highest link blocking ;

$S = S \cup \{l\}$;

```

Find the  $V_l$  :
 $C^l = ExhaustiveSearch(V_l, l)$  ;
 $L^{k+1} = L^k - \{l\}$  ;
 $k = k+1$  ;
if ( $C^l \leq C_{Reconf}$ ) then  $C_{Reconf} = C^l$  ;
    else return ;
fi
if ( $S + L$ ) then goto 루프 ;
    else return ;
fi
end.
function ExhaustiveSearch( $V_l, l$ )
var
    T : 링크  $l$ 에서의  $\ell$  가능한 가상 경로 구성 집합
    t : 링크  $l$ 에서의 가상 경로 구성 예 (instance);
     $V_l$  : 링크  $l$ 에서의 가상 경로 구성 예, t에 속하는 가상 경로의 집합;
     $l_{current}$  : 링크  $l$ 에서의 현재의 가상 경로 구성;
     $l_{optimal}$  : 최소의 망 재구성 비용을 갖는, 링크  $l$ 에서의 최적 구성;
     $C^l, C_{Reconf}$  : 망 재구성 비용;
begin
     $l_{optimal} = l$  ;  $C_{Reconf} = MaxCost$  ;
    while ( $T \neq \emptyset$ ) do
         $l_{current} = t$  ;
        Transform the VP configuration into new VP configuration, t, such that
             $\sum_{e \in V_l} X_e = \sum_{e \in V_l} X_l$ ,
             $\sum_{e \in V_l} A_e = \sum_{e \in V_l} A_l$ ;
        Calculate  $C^l$  ;
        if ( $C^l \leq C_{Reconf}$ ) then begin
             $C_{Reconf} = C^l$  ;
             $l_{optimal} = l_{current}$  ;
        end
    fi
    T = T - {t}
od
return  $C_{Reconf}$ , with the configuration of a link l as the  $l_{optimal}$  ;
end.
    
```

Algorithm 1은 지역적 최적해를 구함으로서 전체적인 최적해를 구하고자 하는 Greedy 방식⁽³⁵⁾을 취하고 있다. 지역적 최적해는 모듈 ExhaustiveSearch에서 선택한 링크에서의 가능한 가상 경로 구성에 대해 전체적인 망 재구성 비용을 최소화 하는 가상 경로 구성을 선정한다. 가능한 가상 경로 구성이란 링크를 지나는 n 개의 가상 경로에 대해 이들 가상 경로의 일부분을 묶어 몇개의 새로운 가상 경로로 생성할 수 있으며, 조금 더 복잡한 형태로 n 개의 가상 경로를 $k(l < k < n)$ 개의 새로운 가상 경로로 생성할 수 있다. 또 다른 구성으로는 n 개중 일부분의 가상 경로를 대상으로 하여 복수개의 새로운 가상 경로를 생성할 수 있다.

Algorithm 1이 최적해에 근접하는 것은 Greedy 방식⁽³⁵⁾을 취함으로써 입증되었다고 할 수 있다. Algorithm 1의 시간 복잡도는 최악의 경우 망에 존재하는 물리적 망의 모든 링크에 대해 모듈 ExhaustiveSearch를 수행해야 한다. 모듈 ExhaustiveSearch의 시간 복잡도는 비다항식(non polynomial)시간 복잡도를 가지고 있다. 따라서 Algorithm 1의 시간 복잡도는 비다항식 시간 복잡도를 가지고 있다고 볼수 있으며, 이에 따라 망의 크기가 증가하면 현실적으로 신속한 수행 시간을 얻기가 어렵다. 이러한 면에서 볼 때 본 논문에서 제시한 알고리즘은 동적 라우팅처럼 실시간 트래픽 변화에 대응하기는 어렵다. 본 논문에서 제시한 알고리즘은 망 관리 센터에서 주기적으로 최적 망 구성을 산출하여 이를 망에 전달하는 비실시간적인 망 재구성에 적합하다.

2. 알고리즘 적용 예 및 분석

앞 절에서 제시한 발견적 알고리즘의 실제 적용 예를 살펴보도록 하자. 본 논문에서 고려한 물리적 망에 대한 구성은 그림 5(a)에 나와 있으며, 물리적 망의 트래픽 발신지-착신지 쌍 사이의 트래픽 발생 분포는 표 2와 같다. 트래픽 발신지-착신지 쌍 사이의 모든 호 라우팅은 고정(fixed) 라우팅을 사용하였다. 호 연결을 위해 각 가상 경로 종단점에서 착신지로 가는 다음 가상 경로의 선택은 최소의 단대단 호 손실율을 갖도록 선택한다. 각 가상 경로에서의 호 손실율은 가상 경로의 대역폭과 호가 요구하는 대역폭으로 결정되는 $M/M/m/m$ 의 Erlang B함수를 사용하였다. 또한 각 가상 경로에서 호 손실이 독립적으로 발생한다는 가정하에 단대단 호가 겪는 호 손실율을 계산하였다.

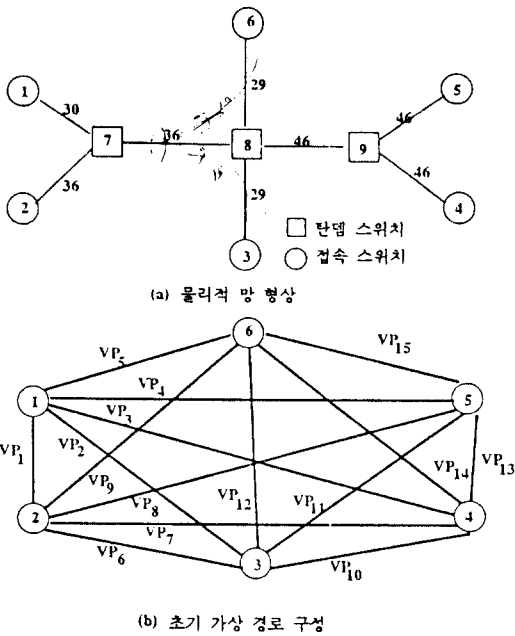


그림 5. ATM 망 예

Fig 5. An ATM network example

위와 같이 물리적 망의 형상 및 링크 용량, 트래픽 행렬 그리고 호 라우팅 방법이 주어져 있을 때 본 논문에서 제시한 발전적 알고리즘을 수행하여 어떠한 망 재구성 결과가 생성되는지 살펴보기로 한다. 우선 비용항 가중치는 $\alpha=0.1$, $\beta=0.075$, $\gamma=0.4$ 와 같이 주어졌다고 하자. 단계1에서 트래픽 발신지 착신지 쌍 사이를 잇는, 홑수를 최소로 하는 최단 경로를 구하고 이를 발신지 착신지 쌍을 잇는 가상 경로로 이용한다. 단계 1을 수행하면 그림5(b)의 사용자 접근 노드를 완전 연결하는 논리적 망이 형성된다. 이 논리적 망의 각 가상 경로는 표 3과 같다.

단계 2에서는 단계 1에서 형성된 논리적 망을 참조하여 각 가상 경로에 대역폭을 할당한다. 이미 단계 1에서 트래픽 발신지 착신지 쌍 사이의 가상 경로가 결정되었기 때문에 각 링크를 지나는 가상 경로를 알 수 있으며 이들 가상 경로에 의해 전송되는 트래픽 양을 알 수 있다. 따라서 각 링크의 용량과 부과된 트래픽을 알 수 있으며 이를 토대로 각 링크에서의 호 손실율을 계산할 수 있다. Erlang B 함수를 이용한 각 링크의 호 손실율은 표 4와 같다.

표 2. 트래픽 행렬

Table 2. Itaffic matrix

노드	1	2	3	4	5	6
1	0	12	2	7	2	1
2	12	0	1	3	4	10
3	2	1	0	6	10	4
4	7	3	6	0	20	4
5	2	4	10	20	0	4
6	1	10	4	4	4	0

물리적 망은 9개의 노드로 구성되어 있으며 각 링크의 용량은 링크와 함께 표시되어 있다. 6개의 사용자 접속 노드는 트래픽을 발생시키는 노드이며, 나머지 세 개의 탄뎀 노드는 트래픽을 발생시키지 않는다. 6개 노드 모두는 항상 ATM 교환 기능을 가지고 있다고 가정하며, 나머지 탄뎀 노드는 망 재구성에 결과에 따라 자신을 지나는 가상 경로에 대한 어떤 기능을 가지는 지 결정된다.

표 3. 가상 경로 집합

Table 3. Virtual Path set

VP ₁	{(1, 7), (7, 2)}
VP ₂	{(1, 7), (7, 8), (8, 3)}
VP ₃	{(1, 7), (7, 8), (8, 9), (9, 4)}
VP ₄	{(1, 7), (7, 8), (8, 9), (9, 5)}
VP ₅	{(1, 7), (7, 8), (8, 6)}
VP ₆	{(2, 7), (7, 8), (8, 3)}
VP ₇	{(2, 7), (7, 8), (8, 9), (9, 4)}
VP ₈	{(2, 7), (7, 8), (8, 9), (9, 5)}
VP ₉	{(2, 7), (7, 8), (8, 6)}
VP ₁₀	{(3, 8), (8, 9), (9, 4)}
VP ₁₁	{(3, 8), (8, 9), (9, 5)}
VP ₁₂	{(3, 8), (8, 6)}
VP ₁₃	{(4, 9), (9, 5)}
VP ₁₄	{(4, 9), (9, 8), (8, 6)}
VP ₁₅	{(5, 9), (9, 8), (8, 6)}

표 4. 각 링크의 호 손실율

Table 4. Call blocking probability on each link

링크	(1,7)	(2,7)	(3,8)	(4,9)	(5,9)	(6,8)	(7,8)	(8,9)
호수 손실율	0.040	0.043	0.039	0.045	0.045	0.039	0.043	0.045

호 손실율이 가장 높은 링크를 찾아 이 링크를 지나 는 각 가상 경로가 동일한 호 손실율을 경험하도록 대역폭을 할당한다. 예를 들어, 현재 호 손실율이 가장 높은 링크 (8,9)를 지나는 가상 경로 { $VP_3, VP_4, VP_7, VP_8, VP_{10}, VP_{11}, VP_{14}, VP_{15}$ }들이 비슷한 호 손실율을 갖도록 대역폭을 할당한다. 이러한 작업을 반복하여 결 정된 초기 가상 경로의 대역폭 및 이들의 호 손실율은 표 5와 같다. 단계 1과 단계 2를 통해 물리적 망에서

형성된 초기 논리적 망의 교환기 및 호 손실에 따른 비용은 $C=49.625$ 이며, 이때 망에서의 최대 호 손실율을 겪는 가상 경로는 VP_3 으로서, 호 손실율은 0.249이다.

단계 3에서는 각 링크의 호 손실율을 조사하여 가장 높은 호 손실율을 보이는 링크를 결정하여 집합 S에 포함시킨다. 알고리즘 수행 초기에 집합 S는 $\{(8, 9)\}$ 이 된다. 링크 (8, 9)에서 망 재구성을 수행한다. 본 예제 에서는 링크에서의 가능한 재구성 조합의 경우를 링크

표 5. 초기 가상 경로의 용량, 제공 부하 및 호 손실율

Table 5. Bandwidth, offered traffic, and call blocking probabiling on : nitial VP

가상경로	1	2	3	4	5	6	7	8
용량	15	3	7	3	2	2	4	5
제공부하	12	2	7	2	1	1	3	4
호 손실율	0.086	0.211	0.249	0.211	0.200	0.206	0.206	0.199
가상경로	9	10	11	12	13	14	15	
용량	10	7	10	7	23	5	5	
제공부하	10	6	10	4	20	4	4	
호 손실율	0.215	0.185	0.215	0.063	0.085	0.199	0.199	

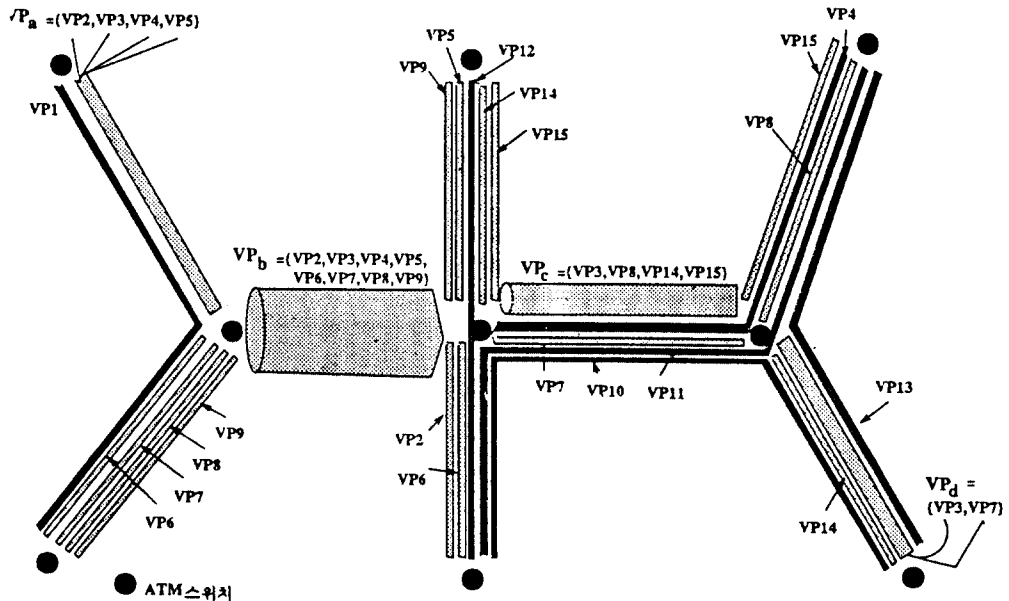


그림 6. 발견적 알고리즘을 적용한 ATM 망의 예 1 ($\alpha=0.1, \beta=0.075, \gamma=0.4$)

Fig 6. An ATM network example 1 after applying the heuristic algorithm ($\alpha=0.1, \beta=0.075, \gamma=0.4$)

를 지나는 몇개의 가상 경로를 묶어 새로운 가상 경로 하나를 생성하는 조합으로만 국한하였다. 따라서 링크 (8, 9)를 지나는 가상 경로 $VP_3, VP_8, VP_{11}, VP_{15}$ 들을 없애고 이들 트래픽을 하나의 새로운 가상 경로 VP_9 로 전송할 수 있다. 이 때의 총 비용 $C^*=49.02$ 이다. 링크 (8, 9)에서 가상 경로 재구성 결과 현재까지의 총 비용 $C=49.625$ 보다 작은 비용을 도출했으므로 현재까지의 총 비용 C 를 수정하고 단계 3을 다시 반복한다. 이러한 과정은 선택된 링크에서 가능한 가상 경로에 재구성 조합에 대해서도 더이상 비용이 절감되지 않거나 물리적 망의 각 링크에 대해서 재구성이 끝나면 중단한다.

단계 3을 수행하고 나면 본 논문에서 제시한 알고리즘은 수행이 끝난다. 물리적 망 그림 7(a)에서 알고리즘 수행이 종료될 때까지, 재구성 대상 링크 집합 S 중

실제로 가상 경로 재구성을 수행한 링크는 (8, 9), (4, 9), (7, 8), (1, 7)이며, 이들 링크에서 가상 경로 재구성 하는데 필요한 최종적인 총 비용은 $C=46.3404$ 이다. 알고리즘 수행 결과 새로이 생성된 가상 경로들은 위의 VP_9 를 비롯하여, 링크(7, 8)를 지나는 모든 가상 경로를 없애고 새로이 생성한 가상 경로 VP_8 , 링크(4, 9)를 지나는 가상 경로 중 VP_4, VP_9 을 통합한 가상 경로 VP_{11} , 마지막으로 링크(1, 7)을 지나는 가상 경로중 VP_1, VP_2, VP_3, VP_7 를 통합한 가상 경로 VP_{10} 등이 있다(그림 6).

재구성 결과 초기의 망에서 노드 쌍 (1, 4)사이의 단대단 가상 경로 VP_5 의 트래픽은 VP_9 이 지나는 물리적 망의 각 링크에서 새로이 생성된 가상 경로에서 가상 채널 쌍 교환되어 전송된다. 또 노드 쌍 (1, 5)사이에서 설정된 가상 경로 VP_6 트래픽은 링크(1, 7)과 (1, 8)에

표 6. 발견적 알고리즘 적용 후의 가상 경로 호 손실율

Table 6. call blocking probability on VP after applying the heuristic algorithm

가상경로	1	2	4	5	6	7	8	9
호 손실율	0.086	0.211	0.200	0.200	0.200	0.206	0.199	0.215
가상경로	10	11	12	13	14	15	VP_8	VP_9
호 손실율	0.185	0.215	0.083	0.085	0.199	0.199	0.086	0.043
가상경로	VP_1	VP_2						
호 손실율	0.085	0.163						

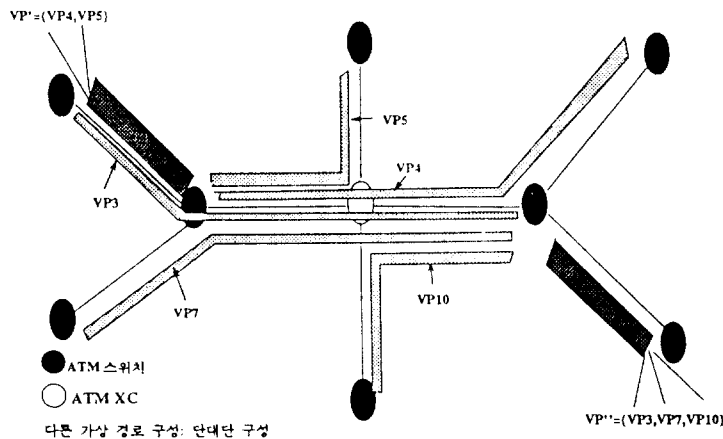


그림 7. 발견적 알고리즘을 적용한 ATM 망 모델 예 2 ($cd=0.1, \beta=0.05, \gamma=0.4$)

Fig 7. An ATM network example 2 after applying the heuristic algorithm ($cd=0.1, \beta=0.05, \gamma=0.4$)

서 각각 가상 채널 셀 교환되어 전송된다. 이 밖에 각 가상 경로들이 새로이 생성되거나 소멸된 후, 망에 존재하는 각 가상 경로들에 대한 호 손실율이 표 6에 주어져 있다.

동일한 물리적 망 환경에서 다른 비용 가중치($\alpha=0.1$, $\beta=0.05$, $\gamma=0.4$)를 이용하여 발견적 알고리즘을 수행한 후 생성된 가상 경로망 구성 예가 그림 7에 나와 있다. 그림 6과 그림 7을 비교하면 이미 앞 장에서 토의한 호 처리 비용과 통계적 다중화 효과를 통한 링크의 이용률 관계를 반영하고 있다. 즉, 망이 수반할 수 있는 트래픽 양을 최대화하거나 링크의 이용률을 향상시키기 위해서는 트래픽 손실을 줄일 수 있도록 호 손실율을 낮추기 위해 가상 경로를 합치는 경우가 많고(그림6), 호 처리에 드는 부담을 최소한으로 유지함으로써 셀의 전송 지연 및 교환기의 비용을 줄이고자 하는 경우, 망 재구성은 각 노드에서의 가상 채널 교환을 가능한 억제하는 방향으로 진행된다(그림 7).

V. 결론 및 향후 연구

본 논문에서는 가상 경로 재구성 문제의 각 영역에 해당하는 비용 모델을 산정하고 이 비용의 합을 망 재구성의 비용으로 정하였다. ATM 망에서의 최적 망 재구성 문제를 망 재구성 비용을 최소로 하는 비선형 최적화 문제로 공식화 하였다. 또한 본 논문에서는 복잡한 목적함수를 가지는 수학적으로 모델링 된 망 재구성 문제의 가능한 해결 방안으로 각 가상 경로에게 공평한 자원 할당 효과를 얻을 수 있는 최대 최소 접근 방식에 기반한 발견적 알고리즘을 제시하였다. 본 논문에서 제시하는 발견적 알고리즘은 망 관리 센터에서 주기적으로 수행하는 비실시간적인 망 재구성에 적합하다.

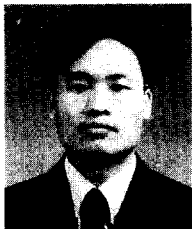
본 논문에서 제시하는 가상 경로 재구성 알고리즘은 아직도 많은 개선 여지가 있다. 첫째, 다양한 서비스 계층의 존재, 다양한 망 구성 등을 고려하여, 각 가상 경로에서의 호 손실율 뿐만 아니라 단대단 트래픽이 겪는 단대단 호 손실율을 정확히 계산하거나 근사할 수 있는 함수식이 필요하다. 단대단 호 손실율은 호 라우팅에 따라 단대단 트래픽이 지나는 각 가상 경로 종단점에서 선택하는 가상 경로의 특성에 따라 매우 상이하게 결정되므로 실질적인 호 라우팅이 반영되는 단대단 호 손실율을 계산할 수 있어야 한다. 둘째, 트래픽 제어, 호 라우팅, 대역폭 할당 등 망 자원 할당에

대한 여러 최적화 기법을 이용하여 주어진 문제가 최적의 망 재구성 해결 방안을 도출함을 보이는 일이 필요하다. 또한 최적 망 재구성 해결 방안을 도출하는 것 외에 실시간으로 이용가능할 수 있도록 알고리즘을 개선해야 한다. 특히 각 링크에서의 가능한 망 재구성 조합은 알고리즘에서 가장 많은 시간을 소비하는 부분으로서 이 부분에 대한 효과적인 세부 알고리즘의 개발이 필요하다. 셋째, 국지적인 트래픽 변동 상황에 의해 광범위한 QOS 변동을 초래할 가능성이 있다. 국지적인 변화에 너무 민감하게 반응하는 경우 전체적인 망 재구성을 자주 수행해야 하는 번거로움이 있다. 따라서 이러한 것을 개선할 수 있는 가상 경로 재구성 방법을 고려하는 것이다. 넷째, 공식화된 망 재구성 문제를 OR(Operation Research)에 소개된 여러 기법을 통해 수학적으로 해결하는 것이다. 마지막으로 수학적 해결법의 타당성 입증 및 각 노드에서의 호 처리 용량 및 라우팅 기법에 따른 다양한 망 재구성 결과 및 적절한 α , β , γ 를 도출해 낼 수 있는 시뮬레이션 분석 등이 다.

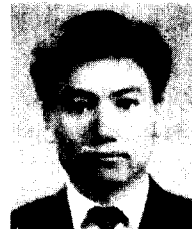
참 고 문 헌

1. CCITT Recommendation I.311. "B-ISDN General Network Aspects", 1992.
2. CCITT Recommendation I.321. "B-ISDN Protocol Reference Model and Its Implementation", 1992.
3. CCITT Recommendation I.121. "Broadband Aspects of ISDN", 1992.
4. CCITT Recommendation I.327. "B-ISDN Functional Architecture", 1992.
5. CCITT Recommendation I.361. "B-ISDN ATM Layer Specification", 1992.
6. CCITT Recommendation I.371. "Traffic Control and Congestion Control in B-ISDN", 1992.
7. CCITT Recommendation I.610. "OAM Principles of B-ISDN Access", 1992.
8. Ikuo Tokizawa and Ken-ichi Sato. "Flexible Asynchronous Transfer Mode Networks Utilizing Virtual Paths". ICC, 1990.
9. Ikuo Tokizawa, Ken-ichi Sato, and Satoru Ohta. "Broadband ATM Network Architecture Based On Virtual Paths". IEEE, 1990.
10. Hasegawa S, and et. al. "Dynamic Recon-

- figuration of Digital Cross-Connect Systems with Network Control". GLOBECOM, 1987.
11. Okano Y and T. Kawata. "Assignment of Cross-connect Systems in Transmission Networks". GLOBECOM, 1987.
 12. Kwang-Ting Cheng and Frand Yeong Sung Lin. "Virtual Path Assignment and Virtual Circuit Routing in ATM Networks". GLOBECOM, 1993.
 13. Rodolfo Pazos, Mario Gerla, and Jose Sugusto Suruagy Monteiro. "Topology Design and Bandwidth Allocation in ATM Nets". IEEE JSAC, 7(8), Oct 1989.
 14. Imrich Chlamtac, Andras Farago, and Tao Zhang. "How to establish and utilize virtual paths in ATM networks". ICC, 1993.
 15. R.P. Murray, G.R. Ash, and R.H. Cardwell. "Design and Optimization of Networks With Dynamic Routing". Bell System Tech. Journal, Oct 1981.
 16. K.R. Krishnan, G.R. Ash, and A.H. Kafker. "Servicing and Real-time control of Networks with Dynamic Routing". Bell System Technica Journal, 60(8), October 1981.
 17. Ken-ichi Sato and Satoru Ohta. "Dynamic Bandwidth Control of the Virtual Path in an Asynchronous Transfer Mode Network". IEEE Trans. On Comm, 40(7), July 1992.
 18. Ikuo Tokizawa, Tomonori Aoyama, and Ken ichi Sato. "Introduction Strategy and Technologies for ATM VP-Based Broadband Networks" IEEE JSAC, 10(9), DEC 1992.
 19. Richard C. Lau and Tsong-Ho Wu. "A Class of Self-healing Ring Architectures for SONET Network Applications" IEEE Trans. on Commun, 40(11), November 1992.
 20. Hiromi Ueda and Hiroshi Ohta. "Hitless Line Protection Switching Method ofr ATM Networks". ICC, 1993.
 21. Noriaki Yoshikai and Hiroyuki Fujii. "Transfer mechanisms and Operation of Self healing algorithms in ATM Networks" NOMS, 1992.
 22. Lindberger, K. "Analytical methods for traffical problems with statistical multiplexing in ATM Networks". ITC-13, June 1991. Copenhagen.
 23. Joseph S. Kaufman. "Blcoking in a Shared Resource Environment". IEEE Trans. on Comm, COM-29(10), October 1981.
 24. D.G. Luenberger. Linear and Non-linear Programming. Addison-Wesley, second edition.
 25. Robert Gallager and Dimitri Bertsekas. Data Networks. Prentice hall, second edition, 1992.
 26. Robert Sedgewick. Algorithms. Addison Wesley, second edition, 1989.



林 載 鎮 (Jai Jin Lim) 정회원
1970년 2월 11일생
1993년 : 서울대학교 계산통계학과
졸업(학사)
1993년 ~ 현재 : 서울대학교 계산통
계학과 석사과정 재학중



金鍾權 (Chong Kwon Kim) 정회원
1989년 2월 2일생
1981년 : 서울대학교 산업공학과 졸
업(학사)
1982년 : 미국 조지아 공대졸업(O.R.
석사)
1987년 : 미국 일리노이 대학 전산
과학과 졸업(박사)

1984년 ~ 1985년 : IBM센호세 연구소 연구조원
1987년 ~ 1991년 : 미국 벨 통신 연구소 연구원
1991년 ~ 현재 : 서울대학교 계산통계학과 조교수