

ATM 망의 링크 용량 설계에 관한 연구*

이희상** · 김상백*** · 송해구****

A Study on Optimal Link Dimensioning of ATM Networks*

HeeSang Lee** · Sang-Baeg Kim*** · Hae-Goo Song****

■ Abstract ■

ATM network design procedure is different from the current circuit or packet networks design procedure because of the variety of the offered services and the variability of requested bandwidth for each connection of ATM network. A number of optimization models for the link dimensioning of ATM network design have been proposed in the literature. However, most of the literature did not consider the modularity of resources allocated to a transmission path and the non-bifurcation of a VP link over the more than one TP, which are standardized in recent ITU-T Recommendations. In this paper, we propose a mathematical model for link dimensioning of ATM networks, based on the network synthesis method and a generalized bin-packing problem. The suggested model satisfies the constraints mentioned in the ITU-T Recommendations. We also propose efficient and practical algorithms for the suggested model. Computational experiment shows that the suggested algorithm gives efficient solutions even for moderate and large-sized networks within reasonable time.

1. 서 론

통신기술의 발달에 따라 가까운 장래에 음성, 데이터, 영상 등의 복합적인 멀티미디어 통신 서비스가 초고속의 교환 및 전송 기술에 기반을 둔

통합 통신망을 통해 제공될 전망이다. 이와 같은 초고속의 통합 통신망인 광대역 종합 정보 통신망(Broadband Integrated Services Digital Network : B-ISDN)의 구축은 향후 국가간의 산업 경쟁력의 핵심이며, 가장 중요한 인프라 스트럭

* 이 논문은 1997년 한국학술진흥재단의 공모과제 연구비에 의하여 연구되었음.

** 한국외국어대학교 산업공학과

*** 한국통신 통신망연구소

**** 서울대학교 산업공학과

지로 간주되어 초고속 정보통신망, 정보 고속도로 등의 이름 아래 각 국가별로 경쟁적으로 구축이 추진 중에 있다[1]. B-ISDN은 음성, 데이터, 화상 등과 같이 다양한 트래픽 특성을 갖는 광범위한 서비스를 개별 사용자가 요구하는 품질 수준을 만족시키면서 제공해야 하는 망이며, 기술적으로는 비동기식 전달 모드(Asynchronous Transfer Mode : ATM) 기술을 기반으로 구축될 전망이다. 국내의 경우 공중 통신망의 ATM으로의 진화가 진행되고 있고 국가적 정보 자원의 효율적 활용을 위한 초고속 국가망이 ATM망으로 이미 구축 중에 있다.

ATM망에서의 ATM 교환기간의 링크 용량 설계(link dimensioning) [1,8,15,16]를 위해서는 ATM망의 교환기 노드의 수와 위치, 트래픽 요구량이 주어졌을 때, 각 노드를 연결하는 물리적 전송링크의 최적 용량을 결정하여야 한다. 즉 ATM 노드간 링크 용량 설계 문제는 물리적 망의 장기적인 설계에 관한 문제로서 여러 가지 서비스의 트래픽 요구량을 동시에 충족시키면서 망 구성 비용을 최적화하는 링크의 용량 및 각 부과 트래픽의 전송 라우팅을 결정하는 문제로 정의된다. ATM 노드 간 링크 용량 설계 문제는 ATM 트래픽 엔지니어링(traffic engineering)을 기본으로 하지만, ATM 트래픽의 다양성 및 각 연결에 대한 요구 대역폭의 가변성 등으로 인하여 어려운 문제로 간주되고 있다[6,8,14,16]. 현재 ITU-T 등 국제 통신 표준화 기구에서는 ITU-T 권고 E.700 시리즈인 ATM 트래픽 엔지니어링 기술을 바탕으로 ATM 노드 간 링크 용량 설계에 관련한 표준안의 수립에 노력하고 있지만, 기본적인 개념만 제시하고 있을 뿐 구체적인 설계를 위한 최적화 모형 및 알고리즘에 대해서는 해결책을 제시하지 못하고 추가적인 연구를 기다리고 있는 실정이다. ATM 링크 용량 설계 문제가 이와 같이 초기 연구 수준에 머물러 있는 이유는, 기존 전화망 및 데이터망의 경우와는 달리 ATM 트래픽 엔지니어링 자체가 미성숙 단계에 머물러 있고 셀 레벨과 호/연결(call/connection)

레벨 설계의 상호 연관성의 모형화가 어렵기 때문이다[1].

본 연구는 이러한 상황에서 ATM 셀 레벨과 호/연결 레벨 설계를 효율적으로 결합하며, ITU-T의 기본 권고안의 원칙을 최초로 반영한 ATM망의 링크 설계 모형인 [1]의 연구를 기반으로 하되 세가지 점에서 [1]의 연구의 문제점을 개선하였다. 첫번째로 [1]의 모형은 망에 설정되는 모든 가상 경로(Virtual Path)의 QoS를 망에 부과된 트래픽(본 연구에서는 이를 가상 채널단위로 고려한다)의 QoS중 가장 엄밀한 값으로 동일하게 설정함으로써 QoS를 만족시키는 방법을 택하고 있다. 그러나 가상 경로의 QoS는 이 가상 경로가 수용하는 가상 채널(Virtual Circuit)들 중 가장 엄밀한 QoS값을 요구하는 가상 채널의 QoS값으로 설정하면 충분하다. 이러한 점을 고려하여 본 연구에서 제시하는 모형은 가상 경로 용량의 과대 평가를 극복하였다. 두번째는 본 연구에서 제시하는 모형은 동일한 서비스가 다양한 QoS를 요구하는 경우를 고려한다. 이는 같은 정지 화상 트래픽이라도 서비스의 중요도에 따라서 서로 다른 QoS를 요구할 수 있다는 점을 반영하기 위한 것이다. 마지막으로 [1]은 제시한 링크 용량 설계의 특징 및 절차를 반영한 모형의 제시에 그치고 있지만 본 연구는 구체적인 알고리즘을 개발하고 전산실험을 통해 제시한 모형과 알고리즘의 유용성을 검증하였다.

1장 이후의 본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서는 ATM망 링크 설계문제의 특징을 간략히 살펴보고 기존의 연구의 단점을 극복하고 ITU 기본 권고안을 반영하는 ATM 망 설계 절차를 제시한다. 3장에서는 제안된 망 설계 절차를 구현하기 위한 ATM 링크 설계를 위한 수리 계획(mathematical programming) 모형 및 알고리즘을 제시한다. 4장에서는 다양한 망에 대해 제시한 모형과 알고리즘에 대한 전산 실험을 수행하고 그 결과를 분석한다. 마지막으로 5장에서는 연구의 주요 결과와 기여도를 요약 한다.

2. ATM 망 링크 설계 문제의 특징 및 절차

ATM망은 53 bytes 단위의 패킷인 셀(cell)을 사용하여 정보를 전달하지만 연결식 방식(connection oriented)을 기본으로 사용하고 가상 채널을 설정하여 개개의 서비스 정보를 전달하여 특성이 다른 각종 B-ISDN 서비스들의 통합을 용이하게 한다. 다양한 특성을 갖는 서비스 개개의 품질수준을 만족시켜주면서도 통신망 자원을 효율적으로 구축하고 이용하기 위해서는 가상채널의 활용과 함께 가상채널들의 집합인 가상 경로를 활용한다.

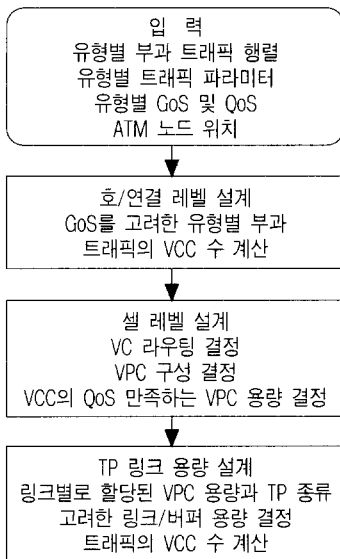
ATM 망 링크 설계는 크게 셀 레벨 설계와 호/연결 레벨 설계로 나누어진다[7,13,15]. 셀 레벨 설계는 주어진 각 유형별 연결에 대하여 셀 레벨 품질 수준(Quality of Services : QoS)을 만족하는 물리적 전송 링크 및 가상 경로 연결(Virtual Path Connection : VPC)의 구성과 그 용량을 최적으로 결정하는 문제이다. 이때 고려되는 사항은 각 연결에 대한 트래픽 파라미터 및 셀 손실, 셀 지연, 셀 지연 변동 등이며 셀의 통계적 다중화 특성을 반영하여야 한다. 반면에 호/연결 레벨 설계는 각 트래픽 유형의 호/연결 레벨 손실 확률(Grade of Services : GoS)을 만족시키는 물리적 전송 링크 및 VPC의 구성과 그 용량을 산출하는 것으로 이때 고려해야 되는 사항은 각 유형별 예측 트래픽 행렬 및 GoS 등이다. ATM 망에서의 라우팅은 개개 서비스의 연결을 위해 VPC나 종단 사용자간 가상채널의 연결(Virtual Channel Connection : VCC)을 어떻게 구성하는지를 결정하는 것으로 VC 라우팅과 VP 라우팅으로 나누어진다[13,15]. VC 라우팅은 VCC가 어떤 VPC들의 결합으로 이루어지는가를 결정하고, VP 라우팅은 VPC의 양 종단 사이에서 거쳐야 할 VP 교환 노드의 순서를 결정하는 것으로 VPC 및 대역 모듈(bandwidth module) 설정을 위해 고려된다.

ATM 망의 링크 설계 문제는 1) 각 서비스 연결이 다른 대역폭을 요구하고, 2) 연결을 위한 소요

대역폭이 연결의 수, 각 연결의 트래픽 파라미터, QoS 등의 복잡한 함수로 계산되어야 하고, 3) 망 성능에 대한 요구 조건인 부과 트래픽(offered traffic)에 대한 GoS와 운반 트래픽(carried traffic)에 대한 QoS를 용량 결정 및 VP, VC 라우팅 등의 망 설계 시에 동시에 고려해야 하는 등, 기존의 회선 망(circuit network)이나 패킷 망(packet network) 설계보다는 훨씬 다양한 요구 조건이 있다. ATM 망의 링크 설계의 기존의 접근 방법은 용량을 변화시키면서 셀 레벨 설계와 호/연결 레벨 설계 알고리즘을 반복적으로 사용하는 것이다. 즉, 먼저 물리적 전송 링크 또는 VPC에 대한 초기 용량을 할당하여 셀 레벨 설계를 수행하여 셀 레벨 QoS를 만족시키는 각 유형별 연결 가능 상태 집합을 구한 후, 각 유형별 호/연결 손실확률을 계산하여 GoS 만족 여부를 조사한다. 그 다음 링크 또는 VPC의 용량을 변화시키면서 위의 과정을 최소 용량이 결정될 때까지 반복한다. 이와 같은 기존의 접근 방법은 1) 트래픽 유형수가 많을 때 각 유형별 연결가능 상태 집합을 구하기가 쉽지 않고, 2) 셀 레벨 설계를 반복적으로 수행해야 하고, 3) ATM 망이 사용하는 연결 수락 제어(Connection Admission Control : CAC) 알고리즘마다 다른 설계 결과가 나올 수 있다는 단점이 있다. 기존의 방법에 대한 자세한 절차 및 이에 대한 분석은 [1]에서 다루고 있다.

본 연구에서는 이러한 기존의 방법의 단점을 극복하기 위해 1) 각 트래픽 유형을 분리하여 각각의 부과 트래픽에 대하여 호/연결 레벨 GoS를 만족하는 최소 VCC 수를 회선 망의 링크 용량 결정에서 효율적으로 사용되는 손실 공식을 사용하여 계산한다. 이는 최근의 ITU-T의 권고안 E.737에서 요구하는 대역 모듈 또는 VPC 별로 GoS 계산을 하여야 한다는 요구 사항을 반영한다. 2) 트래픽 파라미터 및 각 유형별 QoS를 고려하여 구해진 각 유형별 VCC 수를 수용할 수 있는 최적 VPC의 용량을 결정하고 이를 바탕으로 VC 라우팅을 결정하는 셀 레벨 설계를 수리 계획 모형을 사용하여

수행한다. 3) 링크별로 할당된 VPC의 용량과 전송 경로(Transmission Path : TP)의 종류를 고려한 TP의 링크 용량 및 버퍼 용량을 또 하나의 수리 계획 모형을 사용하여 결정한다. 이 과정을 순서대로 나타내면 [그림 1]과 같다. 기존의 방법은 TP 링크 용량을 큰 값으로부터 시작하여 점차 줄여 나가는 설계 절차를 취하고 있음에 비교하여 제안하는 절차는 TP 링크 용량을 결정 변수(decision variable)로 하는 수리계획법을 사용하고 있음이 큰 차이가 된다. 이와 같은 접근 방법은, 링크 용량 수정을 통한 가능해의 발견을 위해 논리적으로 단순하지만 계산상으로는 복잡한 반복 계산을 수행하는 기존 방법의 계산화적인 약점을 극복하고, ATM 망에서 사용하는 CAC 알고리즘에 ATM 망 링크 설계가 의존하지 않는 장점이 있다.



[그림 1] ATM 망 링크 설계 절차

[그림 1]의 과정 중 호/연결 레벨 설계는 트래픽 엔지니어링 분야의 연구 결과를 활용 함으로써 VCC 수를 계산할 수 있고¹⁾, 이에 관해서는 많은

연구가 이미 수행된 바 있다 [18,19]. 따라서, [그림 1]로 제안된 절차 중에서 본 논문의 3절 이후에서 수리 모형화를 통해 계량적으로 최적화하는 부분은 셀 레벨 설계 부분과 TP 링크 용량 설계 부분이다.

3. ATM 망 링크 설계를 위한 수리 계획 모형

ATM 망 링크 설계 문제는 주어진 각 서비스 유형별 예측 트래픽 행렬, 각 유형별 트래픽 파라미터, 호/연결 레벨 GoS, 셀 레벨 QoS, 그리고 ATM 노드의 위치 등을 기본 입력으로 하여 효율적인 ATM 망을 설계하여야 한다. 따라서 ATM 망 링크 설계를 위한 수리 계획 모형은 이와 같은 요구 조건을 계량적으로 해결하되, 가능한 최적해에 가깝게 구하여야 하며, 중대형 문제에도 적용 할 수 있도록 효율적이어야 한다.

ITU-T에서는 B-ISDN 서비스를 시간 제약(Timing Requirement), 비트 율(Bit Rate), 연결 방식(Connection Mode)의 3가지 서비스 파라미터에 근거하여 분류하고 있으며, 시간 제약에는 실시간(Real-Time)과 비실시간(Non-Real-Time), 비트 율에는 항등 비트 율(CBR; Constant Bit Rate)과 가변 비트 율(VBR; Variable Bit Rate), 그리고 연결방식에는 연결형(Connection-Oriented)과 비연결형(Connectionless)으로 분류하였다. 이 연구의 수리 모형에서 사용될 각 서비스 유형별 예측 트래픽은 이와 같은 ITU-T에서 정의된 서비스 분류의 여러 경우를 얼랑(Erlang) 단위로 나타낸 것으로 정의한다. 한편 ATM 노드에는 TP간 VP를 교환하는 VP 노드와 함께 VPC간의 VC를 교환하는 VC 전용 노드, 그리고 VP와 VC 교환의 역할을 모두 수행하는 VP-VC 노드가 있을 수 있다. 본 연구에서의 VC 교환을 위한 노드는 실제 ATM 통신 망에서 가장 일반적인 VP-VC 노드를 가정한다.

1) 각 유형의 트래픽이 포아송 입력이라는 가정하에 얼랑 손실공식을 응용하여 결정 할 수 있다.

[그림 1]에 제시된 설계 절차에 따라 ATM 망 설계를 위한 제안하는 수리 계획 모형에서 결정되어야 할 사항은 다음과 같다.

- VC 라우팅

ATM 망 설계시 VC 라우팅 절차는 보통 VPC가 설정된 상황 하에서 이루어진다. 본 연구는 각 유형별 부과 트래픽을 호/연결 레벨 선계를 통하여 VC 연결수로 변환한 다음, 이것을 다품종 흐름 할당 문제(multicommodity flow assignment problem)로 간주하여 각 VPC에 최적으로 할당함으로써 VC 라우팅 문제를 해결한다. 이때 각 트래픽의 VCC 수에서 이를 수용할 링크 용량이나 VP의 용량의 계산에는 [9,10,11,18] 등에서 제안한 등가 셀율(Equivalent Cell Rate : ECR) (또는 등가 대역폭(Equivalent Bandwidth)) 개념을 사용하여 통계적 다중화 효과를 반영하여야 한다.

- VPC 설정 및 용량 결정

VPC란 두 (연결의 종단만이 아닌 중간 노드를 포함하여) VC노드간에 정의되는 VP 교환 노드들의 일렬 연결(concatenation)로 정의되는 경로로서, CAC 등 트래픽 제어를 용이하게 하고 교환 비용을 현저하게 감소시키는 역할을 하지만, VP를 위해 링크의 대역폭을 일정량 할당 받아야 하기 때문에 링크의 효율을 저하시키는 역 효과가 있다. 따라서 VP 설정시 이러한 두 가지 측면의 상쇄 효과(trade-off)를 고려하여야 한다[ITU-T Recommendation L371]. 또한 하나의 VPC는 단 하나의 TP상에만 설정되어야 한다[ITU-T Recommendation E.737]. 예를 들면 어떤 링크의 용량이 STM-1급 2개(155Mbps×2)의 TP로 결정되고, 200Mbps와 50Mbps의 용량을 갖는 2개의 VPC가 이 링크를 경유하는 경우, 링크 용량 관점에서는 이 2개의 VPC를 모두 수용할 수 있어 효율적이겠지만, 200Mbps의 VPC는 155Mbps 2개에 걸쳐 설

정되어야 하므로, 200Mbps 용량의 VP는 다른 TP 링크를 통해 구성되어야 한다. 이 문제는 ATM 설계 문제를 어렵게 만드는 요인 중 하나가 되며 기존의 연구에서는 고려되지 않은 사항이다. 본 연구에서는 이러한 제약 조건을 반영하여 최적화 모형을 개발한다.

- TP 링크 용량 설계

ATM 링크는 ATM 계층의 기본이 되는 자원인 단방향 TP의 용량과 그 TP의 시작 노드(upstream node)에 할당되는 버퍼(buffer)로 구성된다. TP 링크 용량 설계는 ATM 노드간 설치해야 할 TP의 종류 및 수, 그리고 각 TP에 할당될 버퍼 용량을 결정하는 것으로 ATM 망 링크 설계의 최종 목표로 볼 수 있다.

3.1 VC 라우팅 및 VPC 설정 모형

3.1.1 모형화 고려 사항 및 수리 계획 모형

먼저 제안하는 수리 계획 모형은 셀 레벨 설계에 해당하는 VC 라우팅과 VPC의 설정 및 용량 산출을 동시에 해결하기 위한 것으로서 네트워크 합성(network synthesis) [2,17] 기법에 바탕을 둔 것이다. 즉, 각 노드간 요구되는 트래픽을 최적으로 처리하는 라우팅을 선택하여 이를 바탕으로 용량을 계산하는 것이다. 본 연구에서는 후보 링크 집합이 주어져 있다고 가정한다.²⁾ 또한 본 연구에서는 각 개별 VP의 QoS를 다양하게 고려한다. 이는 서론에서 밝혔듯이 기존의 모형 [1, 12,13]에서 VP의 QoS를 부과된 트래픽 유형 중 가장 엄밀한 QoS로 단일하게 설정하는 것과는 다른 방법으로서 셀 레벨의 QoS를 보장해주면서도 VP의 용량 할당을 효율적으로 수행하기 위한 것이다.

자세한 모형을 제시하기 전에 먼저 다음과 같이 용어를 정의하자.

2) 후보 집합이 노드 쌍간의 가능한 모든 링크를 고려할 수도 있으며 이 경우 후보망은 complete graph가 된다.

$G=(N,A)$: 물리적 네트워크, N 은 VC 노드의 집합,

$G'=(N',A')$: VP망, A' 은 후보 VPC의 집합,

$a_{sd}^{j,t}$: 노드 s 에서 d 로 요구되고 망간 VPC를 이용하는 서비스 유형이 j 이고 QoS 유형이 t 인 VCC 수, $s, d \in N', s \neq d, j = 1, \dots, L, t = 1, \dots, Q$,

K_{ij} : 링크 $(i,j) \in A$ 를 사용하는 망간 VPC의 index 집합,

$\widehat{C}_k(M; B)$: M_j 개의 j 유형의 VCC들을 위한 VP^k 의 등가 셀 율, $j = 1, \dots, L, B_j$ 는 버퍼 크기, $M = (M_1, \dots, M_L)$, 여기서 VP^k 는 k 번째 후보 VPC를 나타낸다.

$a_{ij}(u)$: 링크 $(i,j) \in A$ 에서 용량 u 가 사용될 때의 용량 비용,

$\beta_k(u)$: VP^k 에서 교환되는 용량이 u 인 경우 VP^k 의 제어 또는 교환 비용,

$\zeta(x)$: 크기 x 의 버퍼 비용,

$\xi(u)$: 교환 용량이 u 일 때의 VC 교환 비용,

$\phi(u)$: 교환 용량이 u 일 때의 VP 교환 비용,

y_k^j : VP^k 에 할당된 j 유형의 총 VCC 수, $k \in A', j = 1, \dots, L, \mathbf{y}_k = (y_k^1, \dots, y_k^L), k \in A$.

q_k : VP^k 의 QoS 유형,

$\Gamma^+(i, t)$: 지점이 $i \in N'$ 이고 $q_k \leq t$ 를 만족하는 후보 VP $VP_k \in A'$ 의 집합,

$\Gamma^-(i, t)$: 종점이 $i \in N'$ 이고 $q_k \leq t$ 를 만족하는 후보 VP $VP_k \in A'$ 의 집합,

$f_{sd}^{j,t}(k)$: VP^k 에 할당된 서비스 유형이 j 이고 QoS 유형이 t 인 $s-d$ 간 VCC 수, $s, d \in N', k \in A', j = 1, \dots, L, t = 1, \dots, Q, \mathbf{f} = (f_{sd}^{j,t}(k); s, d \in N', j = 1, \dots, L, t = 1, \dots, Q, k \in A)$,

x_k : VP^k 에 할당된 버퍼 크기, $k \in A', \mathbf{x} = (x_k; k \in A)$.

위의 기호를 사용하여 VC 라우팅 및 VPC 설정

및 용량 산출 문제 (VC/VP Planning Problem : VCVPP) 는 다음과 같은 수리 계획 모형이 된다.

(VCVPP)

$$\text{최소화 } \theta(\mathbf{f}, \mathbf{x}) = \sum_{(i,j) \in A} \alpha_{ij} \left[\sum_{k \in K_{ij}} \widehat{c}_k(\mathbf{y}_k; \mathbf{x}_k) \right] + \sum_{k \in A} \beta_k \left[\widehat{c}_k(\mathbf{y}_k; \mathbf{x}_k) \right] + \sum_{k \in A} \zeta_k(\mathbf{x}_k). \quad (1)$$

제약 조건

$$\sum_{k \in \Gamma^+(i,t)} f_{sd}^{j,t}(k) - \sum_{k \in \Gamma^-(i,t)} f_{sd}^{j,t}(k) = \begin{cases} a_{sd}^{j,t}, & \text{if } i = s, \\ -a_{sd}^{j,t}, & \text{if } i = d, \\ \quad \quad \quad \forall s, d \in N', s \neq d, \forall j = 1, \dots, \\ \quad \quad \quad \quad \quad \quad \quad \quad \quad \quad L, t = 1, \dots, Q, \\ 0, & \text{otherwise,} \end{cases} \quad (2)$$

$$Y_k^j = \sum_{s,d \in N'} \sum_{t=1}^Q f_{sd}^{j,t}(k), \quad \forall k \in A', \forall j = 1, \dots, L, \quad (3)$$

$$f \geq 0, \text{ integer}, \quad \mathbf{x} \geq 0. \quad (4)$$

이 수리 계획 모형의 결정 변수는 $f_{sd}^{j,t}(k)$ 와 x_k 이다, 식 (1)의 목적 함수 θ 는 용량 비용

$$\sum_{(i,j) \in A} \alpha_{ij} \left[\sum_{k \in K_{ij}} \widehat{c}_k(\mathbf{y}_k; \mathbf{x}_k) \right], \text{ 버퍼 비용 } \sum_{k \in A} \zeta(\mathbf{x}_k),$$

그리고 VP의 제어 비용 $\sum_{k \in A} \beta_k \left[\widehat{c}_k(\mathbf{y}_k; \mathbf{x}_k) \right]$ 으로 구성되어 VPC의 사용으로 인한 증가된 용량 비용과 감소된 제어 비용의 trade-off를 반영한다.

제약식 (2)는 흐름 보존을 나타낸다. 즉, 모든 VC 교환 노드에서는 각각의 품종 흐름의 균형이 이루어진다. 따라서 각각의 노드 쌍에는 요구되는 만큼의 VCC가 설정된다. $\Gamma^+(i, t)$ 와 $\Gamma^-(i, t)$ 의 정의에 의해서 어떤 QoS 유형에 속하는 VC들은 이 보다 낮은 QoS 값을 지원하는 VP들에 할당될 수 없다. 예를 들어 음성, 정지화상, 데이터의 세가지 서비스가 제공된다고 가정하고, 각 개별 서비스의 QoS는 동일하다고 하고, QoS 값은 음성 서비스, 정지화상, 데이터 서비스의 순으로 엄밀하다고

하자. 편의상 음성 서비스의 QoS를 QoS1, 정지화상의 QoS를 QoS 2, 그리고 데이터 서비스의 QoS를 QoS 3라고 하자. 이 가상 경로의 QoS는 세 가지 종류가 고려되며, 가상 채널 교환 노드에서 음성 서비스는 모든 종류의 가상 경로간에 교환되는 것이 허용되지만, 정지 화상의 경우는 QoS 2, QoS 3을 가지는 가상 경로간에서만 교환이 가능하며, 데이터 서비스는 QoS 3을 가지는 가상 경로간에서만 교환이 허용된다. 이는 VP의 QoS가 VP에 따라 다르게 설정되는 것을 허용하는 본 모형의 특징을 나타내는 것으로서, 기존 모형 [1,12,13]과 크게 차이가 나는 부분이다. 제약식 (3)은 y_k^j 에 대한 정의로서 VP^k 에서 다중화되는 j 유형의 VCC 수를 나타낸다. 끝으로 제약식 (4)는 결정 변수의 특성을 나타낸다.

본 모형은 각 서비스별로 서로 다른 QoS를 요구하는 가상 채널을 허용하기 때문에 고려되는 QoS 유형의 수 만큼 제약식 및 변수의 수가 증가한다. 즉, [1]의 모형에 비교해 변수의 수 및 제약식의 수가 QoS 유형 수인 Q 배 만큼 증가한다. 이 모형에서 셀 레벨 QoS는 등가 셀 율의 사용으로 보장된다. 등가 셀 율을 나타내는 식 $\hat{c}_k(y_k, x_k)$ 의 유도 와 유용성은 [9]에 자세히 논의되어 있다.

3.1.2 알고리즘

제안된 모형은 선형 제약식을 가지는 비선형 혼합 정수 계획법(nonlinear mixed integer programming) 문제이다. 그러나 제약식의 경우 대각 행렬 구조를 이루고 있으며 각각의 대각 행렬은 TU (Totally Unimodular)³⁾인 좋은 특성을 갖는다. 문제를 어렵게 하는 것은 목적 함수에 나타나는 등가 셀 율식이다. 이 식은 비선형식으로서 nonsmooth function이기 때문에 비선형 계획법의 제반 기법의 활용으로 효율적인 풀이를 기대할 수 없다[3]. 따라서, 이러한 비선형 특성을 근사화 시키고 문제의

구조를 활용하는 해법을 제안한다.

먼저 목적함수를 보다 자세히 살펴보도록 하자. $|VP^k|$ 를 VP^k 의 hop 수라고 하면 VP에 대한 교환/제어 비용은 VP의 양끝 노드들(시/중점 노드)를 제외한 중간 노드에서 발생하므로 $\beta_k[u] = \xi_k[u] + (|VP^k| - 2) \cdot \phi_k[u]$ 와 같이 쓸 수 있다. 링크 용량에 관한 비용이 용량에 대해 선형 함수라고 가정하면, 각 비용함수는 다음과 같이 쓸 수 있다.

$$\alpha_{ij}[u] = \alpha_{ij}u, \quad \zeta_k[x] = \zeta_kx,$$

$$\beta_k[u] = \xi_k[u] + (|VP^k| - 2) \cdot \phi_k.u$$

$A(VP^k)$ 를 VP^k 가 사용하는 링크의 집합이라고 할 때, Φ_k 를 다음과 같이 정의하자.

$$\Phi_k = \sum_{(i,j) \in A} \alpha_{ij} + \xi_k + (|VP^k| - 2) \cdot \phi_k.$$

이상을 이용하면 목적함수는 다음과 같이 등가 셀 율 식에 근거한 간단한 형태로 다시 쓸 수 있다.

$$\theta(f, x) = \sum_{k \in A} \Phi_k \hat{c}_k(y_k, x_k) + \sum_{k \in A} \zeta_k x_k.$$

[9]에서 저자들은 등가 셀 율 식에 대한 효율적인 선형 근사식을 제안하였다. 이 근사식을 VCVPP 문제에 적용하면 VCVPP의 목적 함수는 쌍일차 함수(bilinear function)가 된다[9]. 버퍼 용량 변수 x_k 가 제약식에 나타나지 않는다는 특성을 함께 활용하면 VCVPP는 변수의 정수 조건을 완화할 경우 선형 계획법 문제의 반복적인 풀이를 통해 풀 수 있다. 즉, 가능해 (\bar{f}, \bar{x}) 가 주어져 있을 때, $x = \bar{x}$ 로 고정하여 상수로 취급한 후, 목적 함수에서 상수 부분을 제외하면 f 에 관한 선형계획법 문제 $LP_y(f, \bar{x})$ 가 다음과 같이 얻어진다.

3) 주어진 행렬의 모든 정방형 부분 행렬의 determinant 값이 0, +1, -1 중 하나의 값을 갖는 경우로, 제약식의 행렬이 TU인 정수 계획법은 정수 조건을 완화한 LP relaxation을 풀어도 항상 정수 해가 구해진다.

$LP_y(f, \bar{x})$

$$\text{최소화 } v(f; \bar{f}, \bar{x}) = \sum_{k \in K(y, \bar{x})} \Phi_k \hat{c}_f(y_k, \bar{x}_k) + \sum_{k \in J(y, \bar{x})} \Phi_k \hat{c}_g(y_k; \bar{y}_k) \quad (5)$$

제약 조건

$$\sum_{k \in I^m(i; t)} f_{sd}^{j; t}(k) - \sum_{k \in I^m(i; t)} f_{sd}^{j; t}(k) = \begin{cases} a_{sd}^{j; t}, & \text{if } i = s, \\ -a_{sd}^{j; t}, & \text{if } i = d, \\ \quad \quad \quad \forall s, d \in N', s \neq d, \forall j = 1, \dots, \\ \quad \quad \quad L, t = 1, \dots, Q, \\ 0, & \text{otherwise,} \end{cases} \quad (5)$$

$$Y_k^j = \sum_{s, d \in N'} \sum_{t=1}^Q f_{sd}^{j; t}(k), \quad \forall k \in A', j = 1, \dots, L,$$

$$f \geq 0.$$

목적함수 $v(f; \bar{f}, \bar{x})$ 에서 $\hat{c}_f(y_k, \bar{x}_k)$ 는 $\hat{c}(y_k, x_k)$ 이 유체흐름 근사식에 해당할 경우의 선형근사식을 의미하며 $\hat{c}_g(y_k, \bar{y}_k)$ 는 가우시안 근사식에 해당할 경우의 선형근사식에 해당한다. (각 선형근사식에 대한 자세한 유도과정은 [9]에 제시되어 있다.) 또한 $K(y, x)$ 는 VP^k 의 등가 셀 율식의 계산에서 유체흐름 근사식에 의한 값이 가우시안 근사식에 의한 값보다 작거나 같은 경우에 해당하는 VP^k 의 인덱스 집합이며, $J(y, x)$ 는 반대의 경우에 대한 인덱스 집합이다. $LP_y(f, \bar{x})$ 의 제약식은 대각 행렬 구조를 이루므로 각각의 노드 쌍, 서비스 유형, QoS 유형별로 분할된다. 즉, $LP_y(f, \bar{x})$ 는 $Q \cdot L \cdot N \cdot (N-1)$ 개의 최단 경로 문제로 분할된다. 따라서, $LP_y(f, \bar{x})$ 의 최적해는 노드가 $|N|$ 이고, 링크의 개수가 최대 $|\bar{A}|$ 인 그래프에서의 $Q \cdot L \cdot N \cdot (N-1)$ 개의 최단 경로 문제를 풀어서 구할 수 있다.

분할된 문제들의 최적해 \hat{f} 를 구하면 새로운 해 (\hat{f}, \bar{x}) 가 얻어진다. Δ 를 목적 함수에 포함된 등

가 셀 율식의 선형 근사 과정에서 유도된 x_k 값의 상한치라고 하자. 이제 $f = \hat{f}$ 로 고정하고 f 를 상수로 취급하면 x 는 제약식에 등장하지 않고 목적 함수에만 등장하므로 상하한 제약만을 가지는 최적화 문제, $LP_x(\hat{f}, x)$ 가 얻어진다. 따라서, $LP_x(\hat{f}, x)$ 의 최적해는 각각의 VP^k 에 대해 목적 함수 상의 x_k 의 계수가 양수이면 $x_k = 0$ 으로, 음수이면 $x_k = \Delta$ 로 고정함으로써 쉽게 구해진다. 이렇게 얻어진 해를 (\hat{f}, \hat{x}) 라고 하자. 이제 $(\bar{f}, \bar{x}) = (\hat{f}, \hat{x})$ 로 두고 더 이상 목적 함수 값의 개선이 없을 때까지 위의 과정을 반복한다.

쌍일차 함수로 목적 함수의 근사화와 변수의 분리성(separability)에 기반을 두어 선형 계획법과 최단 경로 문제의 반복적인 풀이에 바탕을 둔 이상의 알고리즘이 매 회마다 목적 함수 값을 감소시키는 특성을 지님을 어렵지 않게 증명할 수 있다[9]. 이 알고리즘을 통해 얻어진 최적해를 (f^*, x^*) 라 두고 $A^* = \{k \in A'; y_k^* \neq 0\}$ 를 정의한다. 그러면 각 $k \in A^*$ 에 대하여 VP^k 에 $\hat{c}_k(y_k^*, x_k^*)$ 의 용량을 할당하여 VP 용량 설계 및 VP 구성을 할 수 있고, VC 라우팅은 $f_{sd}^{j; t}(k) > 0$ 인 k 를 확인하여 알 수 있다.

3.2 링크 설계 모형 및 알고리즘

앞 절에서 설계된 VC 라우팅과 VPC의 설정 및 용량 결정을 기반으로 TP의 링크 $(u, v) \in A$ 의 용량은 $k \in K_w$ 인 k 에 대한 $\hat{c}_k(y_k^*, x_k^*)$ 과 사용 가능한 TP의 종류를 고려하여 최적으로 결정되어야 한다. 즉, TP에 수용할 다양한 VPC의 용량을 최적의 조합으로 선택하여 최소의 TP 용량을 얻도록 하여야 최소 용량의 TP가 구해진다. 각각의 링크에 대한 용량 설계 문제는 수리계획법에서 잘 알려진 bin packing 문제를 다음과 같이 일반화한 Generalized Bin Packing Problem (GBPP)로 모형화가 가능하다.

(GBPP)

$$\text{최소화 } \sum_{j \in J} c_j \left(\sum_{k \in K_j} y_{jk} \right).$$

제약 조건

$$\sum_{i \in I} q_i x_{ijk} \leq Q_j, \quad \forall k \in K_j, j \in J,$$

$$\sum_{j \in J} \sum_{k \in K_j} x_{ijk} = 1, \quad \forall i \in I,$$

$$x_{ijk} \leq y_{jk}, \quad \forall i \in I, k \in K_j, j \in J,$$

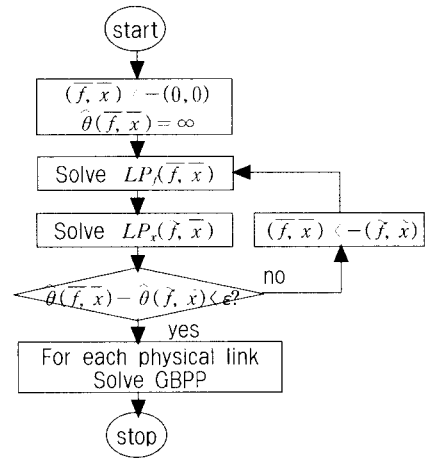
$$x_{ijk}, y_{jk} \in \{0, 1\}, \quad \forall i \in I, k \in K_j, j \in J.$$

여기서 I 는 bin에 넣어질 대상의 index 집합, J 는 bin 형태에 대한 index 집합, K_j 는 j 형태 bin의 index 집합, c_j 는 j 형태 bin의 비용, q_i 는 i 번째 대상의 용량, Q_j 는 j 형태 bin의 용량을 나타낸다. x_{ijk} 는 j 형태의 k 번째 bin이 i 번째 대상을 포함하면 1의 값을 가지고, 아니면 0의 값을 가지는 것으로 하고, y_{jk} 는 j 형태의 k 번째 bin이 사용되면 1의 값을 가지고 아니면 0의 값을 가지는 것으로 정의한다. (GBPP)에서 bin을 현재 고려중인 링크에서 사용 가능한 TP, bin에 포함 될 대상을 현재 고려 중인 링크를 사용하는 VPC로 두면 Q_j 는 j 형태의 TP의 용량, c_j 는 j 형태의 TP의 비용, 그리고 q_i 는 i 번째 VPC에 할당된 용량이 된다. 따라서 (VCVPP)에서 결정된 VPC 구성을 수용하는 각 링크의 TP의 최적 조합은 각각의 링크에 대한 (GBPP)의 최적해에 의하여 구해질 수 있다. 각 링크의 크기가 결정되면 각 링크에 설정된 VPC^k 에 대하여 x_k^* 의 값을 구함으로써 각 링크의 버퍼 용량 설계를 할 수 있다.

(GBPP)는 각 링크별로 정의되므로 문제의 크기는 그 링크를 사용하는 VPC의 수에 의존한다. 현재의 ATM 기술 사양에 따르면 최악의 경우 한 링크를 사용하는 VPC의 수가 4,096까지 갈 수 있으므로 이 같이 매우 큰 VPC를 각 링크가 수용하는 경우에는 최적해를 정확한 알고리즘을 사용해서 구하는 것은 어려울 지 모르므로 [11] 등에서 제안

한 발견적 알고리즘이나 meta-heuristic 방법 등을 사용할 수 있다. 그러나 링크 당 사용하는 VPC의 수가 그다지 크지 않은 경우에는 문제의 제약식 행렬이 0의 값을 갖는 원소가 많은(sparse) 특성을 지니기 때문에 상용 정수 계획법 패키지를 이용하여 최적해를 효율적으로 구하는 것이 가능하다.

이상의 과정을 순서대로 나타내면 [그림 2]와 같다.



[그림 2] ATM 링크 설계 알고리즘

4. 전산 실험

4.1 실험 조건

제안된 ATM 링크 설계 절차와 모형의 검증을 위해 소형, 중형, 대형 망을 대상으로 한 전산 실험을 수행하였다. 음성, 정지 화상, 고속 데이터 서비스를 서비스 유형으로 고려했으며 하나의 서비스 유형이 요구하는 QoS 값은 같다고 가정하였다. 서비스별 트래픽 파라미터는 <표 1>에 있다.

<표 1> 트래픽 유형 및 특징

	음성	정지 화상	데이터
최대 비트율 (Mega bps)	0.064	2	10
평균 비트율 (Mega bps)	0.021	0.087	1
비스트 길이 (1/1000 초)	48.43	55.20	14.37
QoS 값	0.001	0.00001	0.0000001

노드 쌍 (s, d) 간에 서비스 유형별 VC의 수는 <표 2>에서 보듯이 일정한 범위에서 일양 분포 (uniform distribution)를 사용하여 결정하였다. 즉, 호/연결 레벨의 설계는 이미 결정되어 있다.

<표 2> 각 실험 대상망별 수요 생성 범위

	음성	정지 화상	데이터
소형 망	[100 - 500]	[10 - 30]	[5 - 15]
중형 망	[200 - 1000]	[5 - 50]	[1 - 10]
대형 망	[1 - 500]	[1 - 100]	[1 - 50]

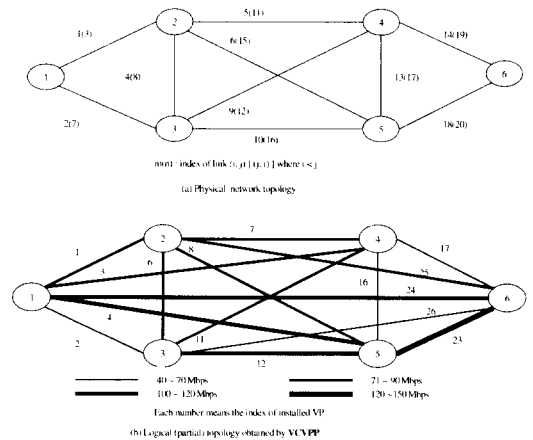
각각의 망에 대해 각 노드 쌍별로 처음의 세 가지 최단 경로를 후보 VP로 고려하였다. 따라서 각 후보 VP에 대해 3가지의 QoS 유형이 고려되기 때문에 총 후보 VP의 수 = (모든 가능한 노드 쌍 수) × (QoS 유형 수) × (후보 경로 수)로 결정 된다. 실험에서 사용된 네트워크는 소형 망, 중형 망, 대형 망으로 각각 6, 11, 28개의 노드를 갖는다. 소형 망의 경우 총 후보 VP의 수는 $(6 \times 5) \times 3 \times 3 = 270$ 개이며, 중형 망은 $(11 \times 10) \times 3 \times 3 = 990$ 개, 대형 망은 $(28 \times 27) \times 3 \times 3 = 6,804$ 개이다.

비용 계수는 $a_{ij} = 1, \xi = 1, \phi = 0.1, \zeta = 0.001$ 로 두었다. 이는 VP의 교환비용이 VC 교환비용의 10% 정도이기 때문이다[8]. 동기식 전송시스템의 계위를 고려하여 155 M bps, 622 M bps, 2500 M bps의 세가지 TP 용량 모듈을 가정하였으며, 각 TP 모듈의 설치 비용은 1, 3.2, 10.24로 두었다. 이 비용 가정은 TP 모듈 용량이 네 배 증가의 비용은 기본 모듈을 네 개 설치하는 것에 비해 80% 정도의 비용이 들기 때문이다[12]. (GBPP)를 위해서는 각 모듈별 고려 개수의 상한이 있어야 한다. 지나치게 많은 수를 고려하면 문제의 크기가 커지게 되고 적게 고려하면 최적해를 구하지 못할 수 있다⁴⁾. 실험에서는 (링크를 사용하는 VP 용량 합을 TP 모듈 용량으로 나눈 값) +5로 설정하였다.

$LP_s(f, \bar{x})$ 의 풀이는 모든 비용계수가 양수이므로 Dijkstra의 최단 경로법을 사용하여 풀었으며, (GBPP)는 CPLEX MIP SOLVER 4.0을 이용하여 풀었다. 모든 프로그램이 C언어를 사용하여 코딩되었으며, 실험은 SUN ULTRA1 SPARKS workstation을 사용하여 C Shell 환경하에서 수행되었다.

4.2 소형 망의 실험 결과

[그림 3]은 실험에 사용된 소형 망의 물리적 토폴로지와 (VCVIP)를 통해 설계된 논리적 망을 보여준다. 그림에서는 설정된 총 VP중 일부만을 나타냈으며 자세한 정보는 <표 3>에 제시되어 있다. 특징적인 것은 대부분 가장 엄밀한 QoS를 가지는 VP만이 설정된 것이 비해 15번 링크만을 라우트로 사용하는 VP는 음성 서비스와 데이터 서비스용 VP가 따로 설정된다. 이는 비용계수 간의 trade-off을 고려하여 서비스별로 VP를 분리설정 하는 것이 유리하기 때문이다. 기존 연구들[12,13,15]은 이와 같은 분리 설정을 고려하고 있지 않다.



[그림 3] 소형 망의 물리적, 논리적 토폴로지

4) 예를 들어 155M 모듈의 개수를 결정할 때, 링크를 지나는 VP가 VP1 (68M), VP2 (79M), VP3 (78M), VP4 (81M)라고 하자. 만일 2를 상한치로 하면 155M 모듈 2개로는 모든 VP를 수용 못하므로, 비용이 더 드는 622M 모듈이 필요하다. 그러나 155M 모듈 세 개를 고려하면 3개의 155M 모듈로 수용 가능하다.

<표 3> 소형 망의 VP 설정 결과

번호	라우트	대역폭(Mbps)	수용 VC 수 (음성, 정지 화상, 데이터)
1	1	70.12	450, 14, 9
2	2	58.90	260, 18, 7
3	1-5	74.16	380, 28, 10
4	1-6	113.06	730, 30, 20
5	3	57.82	250, 12, 7
6	4	85.05	110, 29, 15
7	5	80.73	150, 13, 14
8	6	88	560, 27, 13
9	7	54.40	380, 28, 5
10	8	74.71	180, 38, 11
11	9	79.34	200, 19, 13
12	10	115.48	520, 41, 22
13	11-3	68.16	490, 21, 8
14	11	77.04	260, 17, 12
15	12	86.84	420, 16, 14
16	13	49.68	180, 25, 5
17	14	61.07	150, 22, 8
18	15-3	69.4	270, 10, 10
19	15	4.84	150, 0, 0
20	15	30	0, 0, 3
21	16	85.01	160, 45, 14
22	17	65.34	180, 21, 9
23	18	149.1	1490, 62, 26
24	19-11-3	78.95	200, 16, 13
25	19-11	81.54	200, 11, 4
26	19-12	69.98	450, 13, 9
27	19	90.35	360, 29, 15
28	20	149.1	1490, 62, 26

위와 같이 얻어진 (VCVPP)의 해를 입력으로 (GBPP)를 풀어 보았다. 그 결과 각 링크별로 설정된 모듈의 수 및 그 모듈의 활용도(모듈에 수용된 VP 용량의 합을 모듈의 용량으로 나눈 값의 백분율)를 나타내면 <표 4>와 같다.

<표 4>에서 보듯이 설치된 TP 모듈의 활용도는 38%~100%에 이르기까지 다양하게 나타났다. 이것은 수요에 대해서 설정된 VP들이 단일한 TP를 흘러야 한다는 제약조건 때문에 발생하는 문제이다. 이 소형 망의 경우는 각 VP의 용량이 크지 않고 한 링크를 지나는 VP의 수가 평균 1.8개이기 때문에 622M와 2500M 모듈은 설정되지 않고 155M 모듈이면 충분하였다. 망 전체에 설치된 TP

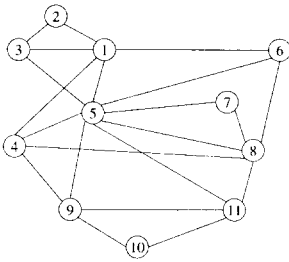
모듈의 활용도는 평균 63%로 비교적 높게 나타났다. 이 경우 (VCVPP)의 계산시간은 Sun SPARKS ULTRA1 workstation에서 3.09초, (GBPP)는 0.6초가 소요되었다.

<표 4> 소형 망의 링크 설계 결과

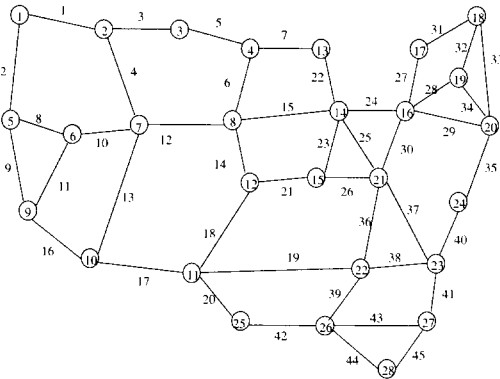
링크	사용하는 VP	설치 TP 모듈 종류, 수 및 활용도
1	1, 3, 4	155M 1 - 73%, 155M 1 - 93%
2	2	155M 1 - 38%
3	5, 13, 18, 24	155M 1 - 96%, 155M 2 - 81%
4	6	155M 1 - 55%
5	3, 7	155M 1 - 100%
6	4, 8	155M 1 - 57%, 155M 2 - 73%
7	9	155M 1 - 35%
8	10	155M 1 - 48%
9	11	155M 1 - 51%
10	12	155M 1 - 75%
11	13, 14, 24, 25	155M 1 - 95%, 155M 2 - 50%, 155M 3 - 53%
12	15, 26	155M 1 - 45%, 155M 2 - 56%
13	16	155M 1 - 32%
14	17	155M 1 - 39%
15	18, 19, 20	155M 1 - 67%
16	21	155M 1 - 55%
17	22	155M 1 - 42%
18	23	155M 1 - 96%
19	24, 25, 26, 27	155M 1 - 58%, 155M 2 - 53%, 155M 3 - 96%
20	28	155M 1 - 53%

4.3 중형 및 대형 망의 실험결과

제한한 알고리즘이 빠른 시간 안에 중형 망 및 대형 망의 링크 설계도 효율적으로 할 수 있는지를 알아보기 위해 노드가 11개이고, 유방향 링크가 42개로 ATM 망의 설계의 실험에 많이 사용된 중형 망인 New Jersey LATA 망과 노드가 28개이고 링크가 90개인 대형 망인 USA Long Haul 망에 대해 제한한 모형들과 알고리즘들을 적용하였다. 각 망에 대한 (VCVPP) 및 (GBPP)의 결과를 요약하면 <표 5>와 같다.



[그림 4] 중형 망 : New Jersey LATA 망



[그림 5] 대형 망 : USA Long-Haul 망

<표 5> LATA와 USA망의 링크 설계 결과

		LATA	USA
총 VP 수		93	209
VP 용량 평균값(Mbps)		65.92	268.49
VP 용량 최대값(Mbps)		252.1	1264.8
링크당 평균 VP 수		2.2	4.3
155M TP	설치 수	41	17
	활용도	57%	60%
622M TP	설치 수	10	93
	활용도	40%	77%
2500M TP	설치 수	0	27
	활용도	N/A	63%
계산시간(초)	VCVPP	51.28	1467.3
	GBPP	2.85	11.15

중형 망인 LATA 망의 경우 2500M TP는 설정되지 않았으나 622M TP는 설정되었다. 이 경우 622M TP는 VP용량 중 155M를 넘는 것을 수용하기 위해 설정되었기 때문에 활용도가 155M TP에

비해 낮게 나타났다. 대형 망인 USA 망의 경우는 설정되는 VP의 수가 대폭 증가했을 뿐만 아니라 VP의 평균 용량은 LATA 망에 비해 4배 이상인 268M에 달했으며 최대 용량은 1260M로 나타났다. 이러한 영향으로 2500M TP가 27개나 설치되었다. 활용도 또한 모든 TP 모듈에 걸쳐 높게 나타났다. 이것은 링크를 지나는 평균 VP수의 증가에 기인하는 것으로 보인다. 예를 들면, 특정 링크를 두 개의 VP가 지나지만 이들의 용량 합이 155M를 넘는 경우는 불가피하게 155M TP 모듈을 두 개 설치해야 하는데 이러한 상황이 적게 발생한 것이다.

소형 망, 중형 망, 대형 망의 실험 결과를 분석하면 (GBPP)를 통해 결정되는 TP 모듈의 활용도는 링크를 지나는 VP의 수, VP의 평균 용량에 크게 의존하는 것으로 나타났다. 즉, 링크를 지나는 VP의 수가 많을 수록, 그리고 VP의 평균 용량과 TP 모듈의 단위 용량과의 차이가 작을 수록 활용도가 높아진다는 것을 알 수 있다. 또한 망의 크기가 증가함에 따라 (VCVPP)에서 부문제의 수가 급격히 증가하여 (VCVPP)의 경우 계산시간이 상당히 증가하는 것을 볼 수 있다. 그러나 각각의 부문제 (subproblem)는 독립적인 것으로서 병렬 프로그래밍(parallel programming) 기법을 활용할 경우 계산 시간의 상당한 단축이 예상된다. 이와는 달리 (GBPP)의 경우 문제의 크기가 한 링크를 지나는 VP의 수가 얼마나 되는가에 의존하는데 그 증가폭이 크지 않아서 상대적으로 계산시간의 급격한 증가는 발생하지 않았다. 따라서, 한 링크를 지나는 VP의 수가 그다지 많지 않을 경우에는 유전자 알고리즘이나 시뮬레이티드 어닐링과 같은 Meta-heuristic 방법 보다는 정수 계획법 기법을 통해 최적해를 구하는 것이 가능한 것을 알 수 있다.

5. 결 론

본 논문은 ATM 통신망의 설계를 위해 필수적인 ATM 링크 용량 설계를 위해 새로운 설계 절차를 제시하고 3단계 절차 중 그 동안의 연구 성과가

취약한 두 가지 절차에 적합한 수리 계획 모형과 알고리즘을 제시하였다. 하나의 VPC는 2개 이상의 TP를 사용할 수 없고, 하나의 서비스 연결에는 트래픽별로 다양한 QoS와 GoS를 셀 레벨, 호/연결 레벨로 만족해야 한다는 ATM 망의 기술적 조건을 충분히 반영하고, 사용 가능한 TP의 모듈의 종류를 고려하여, 주어진 트래픽을 가장 경제적으로 처리하는 ATM 링크 용량을 구할 수 있도록 하였다. 특히 제안하는 방법은 단순히 TP의 물리적 용량과 종류만 결정하는 것이 아니라 TP에 수용되는 VPC와 VCC의 라우팅과 용량 등의 구성도 결정할 수 있게 해주는 수리 계획 모형 및 알고리즘에 기반을 두고 있다. 제안된 절차의 특징을 요약하면 다음과 같다.

- 호/연결 레벨 설계를 먼저 수행하여 각 유형별 입력 트래픽을 각 유형별로 VC 연결 수로 변환함으로써 셀 레벨 및 호/연결 레벨 설계의 기존의 단순 반복성을 탈피하였다. 따라서 ATM 망 설계에 대한 두 가지 국면의 다양한 목적 함수와 요구 조건이 합리적으로 분할되어 효율적인 최적화 모형의 도출을 가능하게 하였다.
- 셀 레벨 설계에서 고려되어야 하는 VC 라우팅과 VPC 구성 및 용량 결정을 효율적인 근사화와 분리 기법을 사용하여 하나의 수리계획 모형으로 해결하여 최적화 정도를 높였다.
- 사용 가능한 TP 종류를 고려하고 한 VPC가 2개 이상의 TP를 사용하는 것을 방지하여 VPC의 기존의 동기식 전송망 상에서 구현할 때 간과되던 문제점을 해결하였다. 이는 ITU-T의 표준화 사항을 반영한 것으로 기존 모형의 한계를 극복한 것이다.
- 실험 결과 매우 빠른 시간 내에 ATM 링크 설계가 가능함을 중대형 규모의 실험망에 적용함이 가능함을 보임으로써 제안하는 모형과 알고리즘이 실질적인 ATM 망 설계에 활용할 수 있음을 입증하였다.

참 고 문 헌

- [1] 김상백, 이상훈, "ATM망의 최적 링크 설계 모형 및 알고리즘", *Telecommunications Review*, 제7권 4호, pp.433-439(1997).
- [2] Ahuja, R. K., T. L. Magnanti and J. B. Orlin, *Network Flows: Theory, Algorithms, and Applications*, Prentice-Hall, Inc.(1993).
- [3] Bazaraa, M. S. and C. M. Shetty, *Nonlinear Programming: Theory and Algorithms*, John Wiley & Sons(1979).
- [4] Burgin, J. and D. Dorman, "Broadband ISDN Resource Management: The role of Virtual Paths," *IEEE Communications Magazine*, September(1991).
- [5] Cavallero, E., U. Mocci and C. Scoglio, Tonietti, A., "Optimization of Virtual-Path/Virtual-Circuit Management in ATM Networks," *Networks'92*, Kobe, Japan(1992).
- [6] Gerla, M., J. A. S. Monteiro and R. Pazos, "Topology Design and Bandwidth Allocation in ATM Nets," *IEEE JSAC*, Vol.7, No.8 (1989), October.
- [7] Chan, J. H. S. and D. H. K. Tsang, "Bandwidth Allocation of Multiple QoS Classes in ATM Environment," *IEEE INFOCOM'94*, Toronto, Ontario, Canada(1994).
- [8] Girard, A., *Routing and Dimensioning in Circuit-switched Networks*, Addison-Wesley Publishing Company(1990).
- [9] Chung, S.-J., S.-P. Hong and H.-G. Song, "Towards Real-time Optimal Virtual Path Management in ATM-based BISDN's," *IEEE ICC'97*, Montreal, Canada(1997).
- [10] Guerin, R., H. Ahmadi and M. Naghshineh, "Equivalent Capacity and Its Application to Bandwidth Allocation in High-Speed Networks," *7th ITC Seminar*, Morristown, NJ,

- October(1990).
- [11] Han, B. T., G. Diehr and J. S. Cook, "Multiple-type, Two-dimensional Bin Packing Problems : Applications and Algorithms," *Annals of OR.*, Vol.50(1994).
- [12] Kim, S.-B., "An Optimal Dimensioning of ATM Networks," *IEEE GLOBECOM'97*, Phoenix(1997).
- [13] Kim, S.-B., M.-J. Kim and D. Jang, "Optimization Models and Algorithms for Planning ATM Networks," *IEEE GLOBECOM'96*, London, UK(1996).
- [14] Kim, S.-B., M.-J. Kim and S.-I. Lee, "Mathematical Models for Dimensioning of ATM Networks," *IEEE GLOBECOM'95*, Singapore(1995).
- [15] Krishnan, K. R. and R. H. Cardwell, "Routing and Virtual-Path Design in ATM Networks," *IEEE GLOBECOM'94*, San Francisco, U.S.A.(1994).
- [16] Lindberger, K., "Dimensioning and Design methods for Integrated ATM Networks," *14th ITC Congress*, Antibes(1994).
- [17] Minoux, M., "Network Synthesis and Optimum Network Design Problems : Models, Solution Methods and Applications," *Networks*, Vol.19(1989).
- [18] Onvural, R. O., *Asynchronous Transfer Mode Networks : Performance Issues*, Artech House (1994).
- [19] Saito, H., *Teletraffic Technologies in ATM Networks*, Artech House(1994).