

ATM망에서 다중 QoS를 고려한 가상경로 설정에 관한 연구*

홍성필**, 송해구***, 주종혁****, 정성진***

중앙대학교 경영학과 *서울대학교 산업공학과 ****청주대학교 산업공학과

*본 연구는 한국통신 연구개발단의 지원에 의해 수행되었음

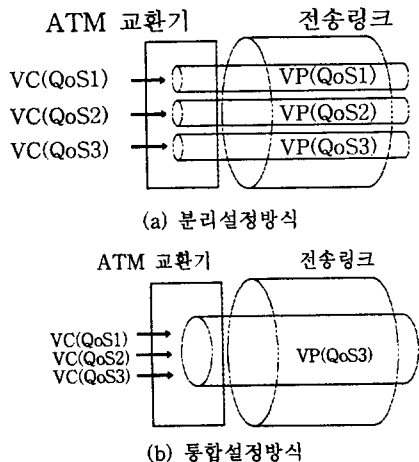
ABSTRACT

가상경로의 개념은 ATM망의 효율적인 전송 체계임이 이미 여러 연구에 의하여 밝혀져 있다 [1,2,7,9,10]. 본 논문에서는 등가대역의 개념을 이용하여 가상경로가 가질 수 있는 QoS를 다양하게 고려한 새로운 가상경로 설정모형(MVCAP)과 해법을 제시하였다.

모형 MVCAP은 (1) 가상경로의 설정에 따르는 용량비용(capacity cost)과 제어비용(control cost)간의 trade-off을 반영하였으며 (2) 가상경로의 QoS를 다양하게 고려하여 통계적 다중화 효과를 충분히 반영하도록 하였고 (3) 가상경로의 설정방법들인 분리설정법(segregation method)와 통합설정법(integrating method)을 동시에 고려한 모형을 수립하였으며 (4) 등가대역식의 선형근사를 이용하여 목적함수를 단조 감소시키는 발견적 해법을 제시하였다. 소형문제에 대한 실험결과, 본 논문의 모형은 가상경로의 설정을 실시간 안에 이룰 수 있는 가능성을 열어 보였다.

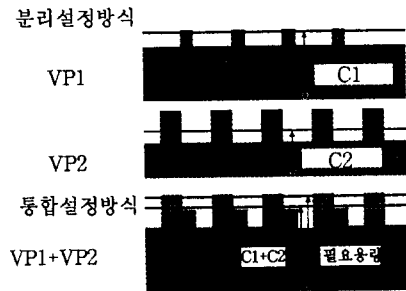
1. 서론

어떤 노드간에 가상경로를 설치하면 이 가상경로를 통해서 특성이 상이한 여러 가지 유형의 트래픽들이 흐르게 된다. 이 경우 서비스의 QoS를 보장하기 위해서는 가상경로가 수용하는 트래픽 중 가장 QoS 요구가 엄밀한 서비스의 QoS를 가상경로의 QoS로 설정하거나, QoS 등급별로 각각의 가상경로를 설정해야 한다[그림 1]. 이것을 각각 통합설정방식(Integrating method)과 분리설정방식(Segregation method)라고 부른다[5].

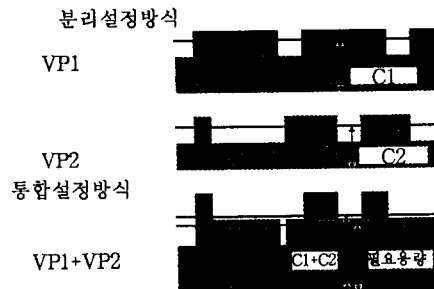


[그림 1] 가상경로의 분리설정방식과 통합설정방식

이제까지의 가상경로 설정모형은 가상채널의 QoS를 보장하기 위해 통합설정방식을 택하였다. 즉, 다중화되는 가상채널 중 QoS가 가장 엄밀한 가상채널의 QoS를 가상경로의 QoS로 설정하는 방법만을 고려하였다. 그러나, 하나의 링크에 대하여 두 방법을 실험한 결과 트래픽 유형에 따라 두 방법의 우열이 달라진다는 것이 밝혀졌으며[5], 통계적 다중화 효과를 고려할 때 이와 같은 현상은 [그림 2]와 같이 설명할 수 있다[12].



(a) 분리설정이 유리한 경우



(b) 통합설정이 유리한 경우
[그림 2] 통합설정과 분리설정의 비교

이와 같이 트래픽 특성에 따라 통계적 다중화 효과가 달라지기 때문에 분리설정과 통합설정을 동시에 고려하고 망 전체의 최적화 관점에서, 가상경로가 각각 적합한 방식으로 설정될 수 있도록 하는 것이 필요하다.

또 한가지 가상경로의 설정에 있어서 고려해야 할 문제는 비용의 문제이다. 가상경로를 설정하면 ATM cross-connect를 이용하여 VP교환을 할 경우 VC교환에 비해 10% 정도의 비용만이 발생한다고 알려져 있다[1,2]. 그러나, 가상경로에 대한 용량을 미리 설정(reservation)해야 하므로 이에 대한 관리비용이 증가하며 동시에 VP 설정기간중에는 동적인 용량 할당효과를 감쇄시킴으로써 비용을 증가시키는 측면이 있다. 따라서, 가상경로의 설정이 타당성을 지니려면 제어비용에서의 절약폭이 용량비용에서의 증가폭 보다 커야한다[6,12]. 이러한 비용의 trade-off 효과를 고려한 모형으로는 김상백

[6]의 VCAP모형이 있다. 그러나 이 모형은 전술한 바와 같이 통합설정 방식만을 고려했으며 해법이 불안정(unstable)하다는 단점이 있다[12]. 본 논문에서도 김상백의 모형과 마찬가지로 비용간의 trade-off 효과를 반영하기로 한다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2.에서는 모형 MVCAP을 기술하며 3.에서는 등가대역식의 선형완화와 이를 바탕으로 한 해법을 제시하고, 4.에서는 실험결과를 제시한다.

2. 모형(MVCAP)의 정식화

서론에서 언급한 모형화에서의 고려사항을 반영하기 위해서는 다음과 같은 사항이 고려되어야 한다.

◆서비스의 특성은 서비스의 유형(예를 들면, 음성서비스/데이터서비스/화상서비스)과 그 서비스가 요구하는 QoS의 유형을 통해 구분된다. QoS의 유형을 독립적으로 고려하는 이유는 동일한 유형의 서비스라고 할 지라도 사용자가 요구하는 QoS는 다를 수 있기 때문이다.

◆가상채널의 QoS는 그 가상채널이 사용하는 가상경로의 QoS가 가상채널의 요구된 QoS보다 엄밀하도록 보장함으로써 만족되도록 한다.

◆어떤 가상경로 종점(VP terminator)에서 교환이 이루어질 때, 이 가상경로에 속한 가상채널들은 자신의 QoS보다 더 엄밀하거나 같은 수준의 QoS를 가지는 가상경로로만 교환이 이루어질 수 있다.

앞으로 사용되는 기호 및 변수는 다음과 같다. 단, 가상경로는 후보 가상경로는 의미한다.

- N : 노드의 집합(ATM 교환기 등 가상경로 종단점(Terminator)의 집합) $N = \{1, 2, \dots, n\}$
- A : 물리적 망의 유방향 전송 링크의 집합. $A = \{e_1, e_2, \dots, e_m\}$
- $G = (N, A)$: ATM 기간망을 의미한다.
- $N_{VC}(N_{VP})$: 가상채널교환(가상경로교환)노드의 집합. $N = N_{VC} \cup N_{VP}$
- A : 논리적 망의 유방향 전송링크의 집합. 논리적 망의 유방향 전송링크는 모든 가상경로와 일대일 대응된다.
- VP^k : k번째의 가상경로. $k \in A^*$
- $N(VP^k)$: k번째 가상경로가 거치는 노드 집합.
- $A(VP^k)$: k번째 가상경로가 거치는 링크 집합.
- $G^* = (N_{VC}, A^*)$: 논리적 망(가상경로망).
- $A(i)$: 논리적 망에서 꼬리(tail)가 노드 i인 유방향 링크로 이루어진 A^* 의 부분집합.
- $B(i)$: 논리적 망에서 머리(head)가 노드 i인 유방향 링크로 이루어진 A^* 의 부분집합.
- B_i : 노드 $i \in N_{VC}$ 의 버퍼 크기
- C_{ij} : 물리적 망의 유방향 링크 (i, j)의 용량.
- Q : QoS 유형의 수. 단, $i < j$ 이면, $QOS_i > QOS_j$.
- $q(k)$: 가상경로 k의 QoS유형, $q(k) \in \{1, \dots, Q\}$
- $\lambda_{s,d}^{j,t}$: 노드쌍(s, d)간에 요구되는 서비스 유형이 j이고 QoS 유형이 t인 가상채널수.
- K_{ij} : 물리적 망의 링크 (i, j)를 사용하는 가상경로의 집합. $K_{ij} \in A^*$

- $f_{sd}^{j,t}(k)$: 가상경로 k에 할당된 노드쌍 (s,d)간의 서비스 유형이 j이고 QoS 유형이 t인 가상채널 수.
- y_k^j : k번째 가상경로를 흐르는 j번째 서비스 유형의 가상채널수.

$$y_k^j = \sum_{s,d \in N_{VC}} \sum_{t=1}^Q f_{sd}^{j,t}(k)$$

- $y_k = (y_k^1, y_k^2, \dots, y_k^L)$: 가상경로 k의 가상채널 연결상태 벡터. $y = (y_1, y_2, \dots, y_L)$
- $\widehat{C}_k(y_k^1, y_k^2, \dots, y_k^L)$: 서비스 유형 j (j = 1, 2, ..., L)를 y_k^j 개 수용하기 위해 필요한 가상경로 VP^k 의 등가대역.
- $a_{ij}(u)$: 물리적 망에서 유방향 링크 (i, j)의 사용 용량이 u일 때 발생하는 용량비용함수.
- $\beta_k(u)$: 가상경로 k의 용량이 u일 때 가상경로 종점을 제외한 노드에서 발생하는 제어비용함수.
- $\xi(u)$: 교환양이 u일 때 가상채널 제어비용함수.
- $\varphi(u)$: 교환양이 u일 때 가상경로 제어비용함수.
- $\zeta(x)$: 버퍼 크기가 x일 때 버퍼비용함수.
- $\epsilon_{q(k)}$: 가상경로 k의 QoS 값.
- m_j : 서비스 유형 j의 평균비트율. j = 1, ..., L.
- σ_j : 서비스 유형 j의 비트율의 표준편차.
- R_j : 서비스 유형 j의 최대비트율.
- b_j : 서비스유형 j의 on-기간동안의 평균체류시간.

이상을 바탕으로 하여 모형 MVCAP을 정식화하면 다음과 같다.

MVCAP

$$\begin{aligned} & \text{Min } \theta(f_{s,d}^{j,t}(k); s, d \in N_{VC}, j=1, \dots, L, t=1, \dots, Q, k \in A^*) \\ & = \sum_{(i,j) \in A} a_{ij}(u_{ij}) + \sum_{k \in A^*} \zeta(x_k) + \sum_{k \in A^*} \beta_k(\widehat{C}_k(y_{ij}; x_k)) \quad (\text{식 1}) \end{aligned}$$

s.t.

$$\sum_{\substack{k \in A^*(i) \\ k: (i,j) \in A}} f_{sd}^{j,t}(k) - \sum_{\substack{k \in A^*(j) \\ k: (i,j) \in A}} f_{sd}^{j,t}(k) = \begin{cases} \lambda_{sd}^{j,t} & \text{if } i=s \\ -\lambda_{sd}^{j,t} & \text{if } i=d \\ 0 & \text{o/w} \end{cases}$$

$$\forall s, d \in N_{VC}, \forall j=1, \dots, L, \forall t=1, \dots, Q. \quad (\text{식 2})$$

$$y_k^j = \sum_{s,d \in N_{VC}} \sum_{t=1}^Q f_{sd}^{j,t}(k), \quad \forall k \in A^*, \forall j=1, \dots, L \quad (\text{식 3})$$

$$\sum_{k \in A^*(i)} x_k \leq B_i, \quad \forall i \in N_{VC} \quad (\text{식 4})$$

$$u_{ij} = \sum_{k \in K_{ij}} \widehat{C}_k(y_{ij}; x_k) \leq C_{ij}, \quad \forall (i,j) \in A \quad (\text{식 5})$$

$$f_{s,d}^{j,t}(k) \geq 0, \text{ 정수}$$

$$\forall s, d \in N_{VC}, \forall j=1, \dots, L, \forall k \in A^* \forall t=1, \dots, Q \quad (\text{식 6})$$

$$x_k \geq 0 \quad \forall k \in A^* \quad (\text{식 7})$$

(식 1)은 교환(제어)비용과 용량비용의 합을 나타내는 목적함수이고 (식 2)는 가상경로 종착점(VP terminator)에서 가상경로간의 유통량 교환이 일어날 때에, 가상채널은 자신의 QoS와 같거나 더 엄밀한 QoS를 가지는 가상경로로만 흐를 수 있다는 것을 의미하는 유통량 보존식이다. (식 4)는 버퍼의 크기에 대한 제약식이며 (식 5)는 링크의 용량제약식으로서 어떤 링크를 사용하는 가상경로의 총 용량합이 링크의 용량보다는 작거나 같아야 한다는 것을 의미하는 식이다.

3. 모형의 해법

모형 MVCAP은 NP-hard 문제이다[3,6,12]. 문제를 어렵게 만드는 부분은 바로 등가대역식이다. Guerin 등은 가우스 근사법과 유체흐름 근사법을

동시에 고려하여, 두 식 중 작은 값을 등가대역으로 할 것을 제안하였다[4]. 이것을 확장해서 적용하면 다음과 같은 결과를 얻는다.

먼저 QoS 등급이 $q(k)$ 인 가상경로로 서비스 유형이 1, ... L 인 서비스가 동시에 다중화될 때의 가우스 근사법에 의한 등가대역식은 다음과 같다 [12].

$$\begin{aligned} \hat{c}_k(y_k^1, y_k^2, \dots, y_k^L) &= m_k + \alpha_k \sigma_k \quad (\text{식 8}) \\ \text{단, } \alpha_k &= \sqrt{-2 \ln \varepsilon_{q(k)} - \ln 2\pi}, \\ \sigma_k^2 &= \sum_{j=1}^L y_k^j m_j (R_j - m_j), \quad m_k = \sum_{j=1}^L y_k^j m_j. \end{aligned}$$

유체흐름근사법에 해당하는 식은 다음과 같다. 먼저 버퍼의 크기가 x_k 로 할당된 가상경로 VP_k 를 흐르는 j 타입의 서비스가 y_k^j 개의 가상채널로 요구될 때, 필요한 용량을 유체흐름근사법으로 계산하면 아래와 같이 주어진다.

$$\hat{c}_k(y_k^j; x_k) = y_k^j R_j \frac{f_j - x_k + \sqrt{(f_j - x_k)^2 + 4x_k \rho_j f_j}}{2f_j} \quad (\text{식 9})$$

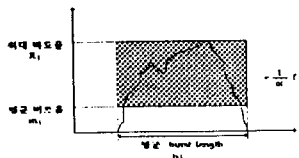
단, $\rho_j = \frac{m_j}{R_j}$, $\alpha = \ln\left(\frac{1}{\varepsilon_{q(k)}}\right)$, $f_j = \alpha b_j (1 - \rho_j) R_j$ 이다. 따라서, 모든 서비스 유형을 고려하면 가상경로 VP_k 의 등가대역은 ${}_f \hat{c}_k(y_k; x_k) = \sum_{j=1}^L \hat{c}_k(y_k^j; x_k)$ 이다.

따라서, QoS 등급이 $q(k)$ 인 가상경로로 서비스 유형이 1, ... L 인 서비스가 동시에 다중화될 때의 등가대역식은 다음과 같이 정의된다.

$$\hat{c}_k(y_k; x_k) = \min\{m_k + \alpha_k \sigma_k, \sum_{j=1}^L \hat{c}_k(y_k^j; x_k)\} \quad (\text{식 10})$$

위 (식 10)은 두 항목이 같아질 때, 미분불능이 된다. 따라서, 고전적인 비선형 최적화 기법의 적용이 매우 어려워진다. 따라서, 우리는 다음과 같은 등가대역식의 선형근사법을 제안한다.

먼저 유체흐름근사법에 해당하는 식을 살펴보자. (식 9)는 x_k 에 대하여 볼록 함수임을 쉽게 보일 수 있다. 즉, x_k 가 증가함에 따라 단조 감소하다가 단조 증가하는 유일한 최소점을 갖는 함수이다. 또한 (식 9)의 f_j 를 고려하면 이보다 상대적으로 작은 수가 되는 f_j/α 의 크기는 [그림 3]에서 처럼 도시할 수 있다. 따라서, f_j 는 서비스 유형 j의 트래픽이 한 번 발생 시에 평균비트율보다 초과하여 요구할 수 있는 용량을 최대한으로 산정한 양보다도 더 큰 수이다.



[그림 3] f_j/α 의 도시

그러므로 버퍼의 크기를 f_j 로 하면 j 유형의 트래픽의 overflow를 충분히 막을 수 있다. 따라서 이러한 점을 고려할 때, $x_k \leq f_j$ 로 가정하는 것이 합리적일 것이다. 이 경우 $\rho_j < 1$ 이며 따라서 근호

안의 식이 제곱항에 의하여 지배된다. 따라서, $0 \leq x_k \leq f_j$ 에서 유체흐름근사법에 의하여 산정된 등가대역은 x_k 의 선형함수로 근사적으로 취급할 수 있음을 알 수 있으며 이 선형식은 다음과 같이 선택할 수 있다.

$$\hat{c}_k(y_k^j; x_k) \approx y_k^j R_j \left(1 - \frac{1 - \sqrt{\rho_j}}{f_j} x_k\right) \quad (\text{식 11})$$

이와 같은 근사를 통해 구해지는 유체흐름 근사에 의한 등가대역식을 ${}_f \bar{c}_k(y_k, x_k)$ 라고 두자. 즉,

$${}_f \bar{c}_k(y_k, x_k) = \sum_{j=1}^L y_k^j R_j \left(1 - \frac{1 - \sqrt{\rho_j}}{f_j} x_k\right) \quad (\text{식 12})$$

우시안근사법에 해당하는 등가대역식을 y_k^j 에 대해 미분하면 다음의 식을 얻을 수 있다.

$$\frac{\partial {}_n \hat{c}_k(y_k)}{\partial y_k^j} = m_j + \alpha_k \frac{m_j (R_j - m_j)}{\sqrt{\sum_{i=1}^L y_k^i m_i (R_i - m_i)}}$$

$$\Delta {}_n \hat{c}_k(y_k) = \left(\frac{\partial {}_n \hat{c}_k(y_k)}{\partial y_k^1}, \dots, \frac{\partial {}_n \hat{c}_k(y_k)}{\partial y_k^L} \right)$$

그러면 어떤 주어진 점 \bar{y}_k 에서 가우시안근사법으로 계산한 VP_k 에 필요한 용량을 산정한 등가대역식은 다음과 같은 형태로, $y_k = \bar{y}_k$ 에서의 접평면(tangent plane)을 사용하여 선형근사할 수가 있다.

$${}_n \bar{c}_k(y_k; \bar{y}_k) = \Delta {}_n \hat{c}_k(\bar{y}_k) \cdot (y_k - \bar{y}_k) + {}_n \hat{c}_k(\bar{y}_k)$$

이 식은 ${}_n \hat{c}_k(y_k) \leq {}_n \bar{c}_k(y_k; \bar{y}_k)$, 즉, 실제의 유체흐름 등가대역식을 과대 평가하는 근사식이다. 이 식은 유체흐름근사법의 식과는 달리, 앞으로 제시할 경험적해법에서의 현재 가능해(current solution), \bar{y}_k 의 값에 따라 달라진다는 사실에 유의해야 한다. 현재 해가 최적해에 가까워 갈수록 이 근사식은 등가대역을 잘 반영하게 될 것이다.

어떤 주어진 현재 가능해 (current feasible solution), $(\bar{y}; \bar{x})$ 가 주어졌을 때, 이러한 양 등가대역식의 선형근사들을 사용하여, $(\bar{y}; \bar{x})$ 부근에서의 VP_k 의 선형근사등가대역식, $\bar{c}_k(y_k; x_k)$ 를, 다음과 같이 정의할 수 있다.

$$\bar{c}_k(y_k; x_k) = \begin{cases} {}_f \bar{c}_k(y_k; x_k), & \text{if } {}_f \bar{c}_k(y_k; x_k) \leq {}_n \hat{c}_k(y_k) \\ {}_n \bar{c}_k(y_k; \bar{y}_k), & \text{o/w.} \end{cases}$$

따라서, 이를 이용하여 어떤 주어진 가능해, $(\bar{y}; \bar{x})$ 가 주어졌을 때, 가능해 부근에서 가상경로의 선형근사등가대역을 구할 수 있다. 이러한 선형근사등가대역식으로 MVCAP의 비선형 등가대역식을 대체하면 MVCAP은 bilinear programming 형태가 된다[13]. 이 때 $x = x_k$ 를 고정시키면 MVCAP은 선형계획문제가 되며 (LP_y(\bar{y}, \bar{x})), LP_y(\bar{y}, \bar{x})의 해를 \hat{y} 라 하자. 이 때 $y = \hat{y}$ 로 고정시키면 MVCAP은 이번에는 x 에 대한 선형계획문제(LP_x(\hat{y}, \bar{x}))가 되며 역시 용이하게 풀 수 있다. 이 때의 해를 \hat{x} 라고 할 때 (\hat{y}, \hat{x}) 현재가능해로하여 모든 과정을 다시 반복한다. 이 과정을 미리 주어진

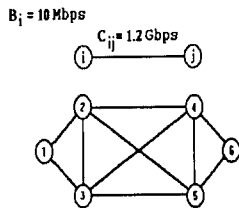
stopping criterion이 만족될 때까지 반복한다. 이와 같이 선형계획 부문제를 반복적으로 풀어나가면 항상 목적함수의 값이 단조 감소한다[13]. 또한 부문제의 풀이를 라그랑지안 완화법을 이용하여 풀 경우 항상 정수해를 얻을 수가 있다는 특성이 있다.

4. 실험 결과

실험대상 물리망의 topology는 [그림 4]와 같다. 6개의 모든 노드가 가상채널 교환 노드가 되며, 20개의 유방향 물리적 링크는 모두 1.2 Gbps의 용량을 가진다. 각 교환기는, 다소 비현실적인 가정이지만 알고리즘의 성능을 넓은 범위에서 실험하기 위해 버퍼의 크기를 10 Mbit로 가정하였다.

트래픽의 유형은 다음과 같은 3가지 유형의 on-off source를 택하였다

	data	정지화상	음성
최대비트율(Mbps)	10	2	0.064
평균비트율(Mbps)	1	0.087	0.021
burst length(msec)	14.37	55.20	48.43



[그림 4] 실험대상망

각 source-destination 노드쌍에서 고려하는 가상경로는 각 QoS 유형 당 3개로 제한하였다. QoS유형을 세 가지, 10^{-3} , 10^{-5} , 10^{-8} 으로 하였기 때문에, 이는 고려되는 후보가상경로가 270개가 됨을 의미한다. 모든 비용함수는 선형으로, $a_{ij}(u) = au$, $\zeta(u) = \zeta u$, $\xi(u) = \xi u$, $\varphi(u) = \varphi u$ 로 가정하였다. 또한 $\zeta = 0.001$, 그리고 $\varphi = 0.1\xi$ 로 고정하였는데, 후자는 가상경로의 교환비용이 가상채널 교환비용의 10% 정도라는 사실을 반영한 것이다.

[표 1] 용량비용을 1로 고정한 경우

교환비용	0	1	2	3	4	5
가상경로개수	23	33	34	35	35	35
QoS1 가상경로수	0	0	0	0	0	0
QoS2 가상경로수	1	4	4	5	5	5
QoS3 가상경로수	22	29	30	30	30	30

[표 2] 교환비용을 1로 고정한 경우

용량비용	0	1	2	3	4	5
가상경로개수	35	33	28	28	27	26
QoS1 가상경로수	0	0	0	0	0	0
QoS2 가상경로수	5	4	0	0	0	0
QoS3 가상경로수	35	29	28	28	27	26

[표 1]에서 보이듯이 용량비용을 1로 고정하고

교환비용을 증가시킴에 따라서 가상경로의 수가 증가하는 것을 볼 수 있다. 또한 몇 개의 QoS2 가상경로가 발생한다는 것을 볼 수 있다. [표 2]는 용량비용의 상대적인 크기가 증가함에 따라서 가상경로의 수가 감소한다는 것을 보여준다. 이와 같은 결과는 가상경로의 설치에 따른 교환비용과 용량비용의 trade-off을 적절히 반영해 주고 있으며 또한 다양한 QoS등급의 가상경로를 고려해줌으로써 비용면에서 보다 효율적인 결과를 얻을 수 있었음을 반영하는 것이다. [표 1]의 $\xi=1$, $\alpha=0$ 인 경우의 결과가 [표 2]의 $\xi=0$, $\alpha=1$ 인 경우의 결과와 같게 나타나는 것은 용량비용이 교환비용에 비해 상대적으로 크더라도 어떤 임계치가 존재하여 비율이 임계치를 넘어가면 사용하는 가상경로의 수가 같게 된다는 사실을 보여주는 것이다.

모든 예에서 문제를 푸는데 걸리는 시간은 SUNspark W/S에서 7초미만이였다. 이는 그 동안 계산적 의미에서 풀기 힘든 문제로 생각되었던, 물리적 용량비용과 교환비용의 trade-off를 고려한 최적가상경로 설정문제를 real-time으로 풀 수 있는 가능성을 열어 보인 결과로 볼 수 있다.

참고문헌

- [1]Aoyama, T., Tokizawa, I. and Sato, K. I., "ATM VP-Based Broadband Networks for Multimedia Services," IEEE Commun., pp 30-39, 1993
- [2]Burgin, J. and Dorman, D., "Broadband ISDN Resource Management : The Role of Virtual Paths," IEEE Commun. Magazine, pp 44-48, 1991
- [3]Garey M. R., Johnson, D. S., Computers and Intractability : A Guide to the Theory of NP-completeness, Bell Lab., Murray hill, 1979
- [4]Guerin, R., Ahmadi, H. and Naghshineh, M., "Equivalent Capacity and Its Application to Bandwidth Allocation in High-Speed Networks," IEEE J. SAC, Vol. 9, pp 968-981, 1991
- [5]Jimmy H. S. Chan, Danny K. K. Tsang, "Bandwidth Allocation of Multiple QoS Classes in ATM Environment", INFOCOM 94, pp 360-367
- [6]Kim, S. B., "An Optimal Establishment of Virtual Path Connection for ATM Networks", INFOCOM 95
- [7]McDysan, D.E and Spohn, D.L., "ATM Theory and Application", McGraw-Hill, 1994
- [8]Ohta, S. and Sato, K. I., "Dynamic Bandwidth Control of the Virtual Path in an Asynchronous Transfer Mode Network," IEEE Trans. Commun., Vol. 40, pp 1239-1247, 1992
- [9]Raif O. Onvural, Asynchronous Transfer Mode Networks: Performance Issues, Artech House, 1994
- [10]Saito H., Teletraffic Technologies in ATM Networks, Artech House, 1994
- [11]Sato, K., Ohta, S. and Tokizawa, I., "Broadband ATM Network Architecture based on virtual paths," IEEE Trans. Commun., Vol. 38, pp 1212-1222, 1990
- [12]송해구, "ATM망에서 가상경로 설정에 관한 연구: 모델 및 알고리즘", 서울대학교 석사학위논문, 1995
- [13]한국통신, "B-ISDN 구축 요소 알고리즘 개발에 관한 연구", 최종보고서, 1995