⊠ 연구논문

광대역통신망의 링크용량 설계 모형 및 알고리듬 - Model and Algorithm for Link Dimensioning of B-ISDN -

주 종 혁*
Ju, Jong Hyuk

Abstract

B-ISDN link dimensioning is often known as a difficult problem because of the characteristics of Asynchronous Transfer Mode(ATM) such as various Quality of Services of different service requirements, and the statistical multiplexing resulting from virtual path/virtual circuit connections. In this paper, we propose a nonlinear integer optimization model for dimensioning B-ISDN considering the statistical multiplexing effects of virtual path connections(VPCs) and the modularity of resources allocated to a transmission link. The algorithm based on the simultaneous linear approximation technique as well as some numerical results will be also presented.

1. 서론

광대역통신망(B-ISDN : Broadband Integrated Services Digital Network) 링크용량 설계문제(Link Dimensioning Problem)는 교환노드의 위치와 수가 주어져 있을 때, 트래픽 요구량과 서비스 제약을 만족시키면서 교환노드간에 경제적 링크용량을 산출하는 문제이다[9].

기존의 회선교환망이나 패킷교환망의 링크용량 설계문제 및 알고리듬은 비교적 잘 알려져 있다[2,7,10]. B-ISDN의 경우에는 전송체계인 ATM(Asynchronous Transfer Mode)의 특성, 즉 이질적인 서비스들을 동시에 지원해야 하고, 가상경로(VP : Virtual Path)와 가상채널(VC : Virtual Channel) 연결의 자원 공유로 인해 발생하는 통계적 다중화효과에 의해 링크의 용량이 단순히 호들의 배수로서 결정될 수 없다는 점등이 이 문제를 매우 어렵게 한다[4].

또한 B-ISDN에는 트래픽 유형이 상이한 여러 가지 서비스가 동시에 망에 부과되며, 회선교환망의 경우 서비스제약은 호레벨의 GoS(Grade of Service)로 표현되지만, GoS뿐만 아니라 각 서비스가 요구하는 셀레벨의 QoS(Quality of Service)도 고려해야 한다[12]. 여러 종류의 서비스들이 자원을 공유하기 때문에 통계적 다중화가 발생하며, 각 서비스의 QoS를 만족시키기 위해 요구되는 대역폭은 이러한 통계적 다중화효과를 반영하는 등가대역(Equivalent Bandwidth)에 의해 결정되어야 한다[8]. 그리고 ATM은 가상경로와 가상채널에 의해 호연결이 이루어지므로 B-ISDN은 기본적으로 비계위망이라고 보는 것이 타당하다.

기존의 B-ISDN 링크용량 설계문제 모형과 알고리듬을 제시하고 있는 연구들은 대부분 통계적 다중화효과나 전송링크의 modularity를 고려해 주지 못하고 있다[4,5,6,9,11]. 전송링크는 STM-1 또는 STM-4와 같이 제한된 용량을 갖는 트렁크그룹에서 선택되어 설치될 것이므로 B-ISDN 링크용량 설계시 이러한 modularity는 반드시 고려해야 되는 요소이다.

본 논문은 전술한 ATM의 특성을 고려하여, 링크의 초기설치비용과 링크가 설치된 이후의

* 청주대학교 산업공학과

VP/VC 운영비용간의 trade-off를 평가척도로 하며, 링크용량의 modularity를 고려한 B-ISDN 링크용량 설계문제의 수리모형을 제시하고 효율적인 알고리듬을 제시하는 것을 목적으로 한다. 본 논문은 다음과 같이 구성되어 있다. 2장에서 B-ISDN 링크용량 설계문제의 수리모형을 제시하고, 3장에서 제시된 모형의 알고리듬을 기술한다. 4장에서 알고리듬의 실증적인 전산실험 결과를 제시하며, 마지막으로 결론과 추후연구사항에 대하여 기술한다.

2. 수리모형

B-ISDN 링크용량 설계문제의 수리모형을 기술하기 위해 사용되는 기호는 다음과 같다.

2.1 입력자료

다음의 기호들은 수리모형의 입력자료로 필요한 자료들로써 망의 토폴로지와 서비스 종단간에 예상되는 트래픽 요구량 등이 주요 자료이다.

- $G=(N,A)$: full-mesh 망, $N=N_{VC} \cup N_{VP}$
- $N_{VC}(N_{VP})$: 가상채널(가상경로) 교환노드의 집합
- A : 물리적 전송링크의 (후보)집합
- $G'=(N_{VC},A')$: 논리적 망(가상경로망)
- A' : G'의 링크의 집합 또는 모든 후보가상경로의 집합
- VP^k : k번째 후보가상경로
- B_i : 노드 $i \in N_{VC}$의 버퍼용량
- C : 링크의 기본단위용량
- a^j_{sd} : 노드쌍 (s,d)간에 요구되는 서비스유형 j의 연결회선수. $j=1,\ldots,L,\ s,d \in N_{VC}$
- K_{ij} : 링크(i,j)를 사용하는 가상경로의 집합
- $A(VP^k)$: VP^k가 지나는 링크의 집합
- m_j : j번째 서비스유형의 평균비트율
- σ_j : j번째 서비스유형 비트율의 표준편차
- b_j : j번째 서비스유형의 ON-period의 평균체류시간

2.2 함수

다음의 기호들은 트래픽 양에 따라 필요한 용량이나 비용 등을 산출하는 함수들이다.

- y^j_k : VP^k를 흐르는 j번째 서비스유형의 회선수
- $\hat{c}_k(y_k;x_k)$: 서비스 j를 y^j_k회선을 수용하고 버퍼크기가 x_k인 VP^k의 등가대역,

  여기서, $y_k=(y^1_k, y^2_k,\ldots,y^L_k)$
- $\gamma_{ij}(u)$: 링크(i,j)의 용량이 u일 때의 설치비용함수
- $\alpha_{ij}(u)$: 링크(i,j)의 사용용량이 u일 때 발생하는 용량비용함수

- $\beta_k(u)$: VP^k의 용량이 u일 때 발생하는 제어비용함수
- $\xi(u)$: 교환용량이 u일 때의 가상채널 교환비용함수
- $\phi(u)$: 교환용량이 u일 때의 가상경로 교환비용함수
- $\zeta(x)$: 버퍼크기가 x일 때의 비용함수

2.3 결정변수

다음은 본 수리모형에 의해 값이 도출되어 노드간의 링크용량을 결정하는 결정변수들이다.

- z_{ij} : (i,j)에 할당되는 단위용량 C인 링크의 수
- $f^j_{sd}(k)$: VP^k에 할당된 노드 (s,d)간의 서비스유형 j인 가상채널 회선수
- x_k : VP^k에 할당된 버퍼의 크기

위 기호를 사용하여 링크용량 설계문제를 수리모형화하면 다음 **(DP)**와 같다.

(DP)

$$\text{Minimize} \quad \pi(z,f,x) = \sum_{(i,j)\in A} \gamma_{ij}(z_{ij}) + \sum_{(i,j)\in A} \alpha_{ij}\Big[\sum_{(i,j)\in K_{ij}} \hat{c}_k(y_k;x_k)\Big] + \sum_{k\in A'} \zeta(x_k) + \sum_{k\in A'} \beta_k[\hat{c}_k(y_k;x_k)] \qquad (1)$$

subject to

$$\sum_{k\in A(i)} f^j_{sd}(k) - \sum_{k\in B(i)} f^j_{sd}(k) = \begin{cases} a^j_{sd} & \text{if } i=s \\ -a^j_{sd} & \text{if } i=d \\ 0 & otherwise \end{cases} \qquad (2)$$

$$\forall s,d\in N_{VC},\ s\neq d,\ \forall j=1,\cdots,L$$

$$y^j_k = \sum_{s,d\in N_{VC}} f^j_{sd}(k),\ \forall k\in A',\ \forall j=1,\cdots,L \qquad (3)$$

$$\sum_{k\in A(i)} x_k \le B_i, \quad \forall i\in N_{VC} \qquad (4)$$

$$\sum_{k\in K_{ij}} \hat{c}_k(y_k;x_k) \le Cz_{ij},\ \forall (i,j)\in A \qquad (5)$$

$$f\ge 0,\ integer \qquad (6)$$

$$x\ge 0,\ integer \qquad (7)$$

$$z\ge 0,\ integer \qquad (8)$$

목적함수식(1)은 물리적 링크의 초기 설치비용과 가상경로의 운영비용의 합으로 정의된다. 가상경로의 운영비용은 가상경로의 용량비용과 제어비용의 합으로 정의된다. 링크의 초기 설치비용이나 운영비용의 함수는 기본적으로 선형함수이거나 오목함수의 형태가 될 것이라고 가정하는 것이 타당하다. 본 논문에서는 비용함수의 선형성을 가정한다. 식(2)는 다품종 유통량 보존식이며, 식(3)은 k번째 가상경로를 흐르는 j번째 서비스의 회선수를 의미하며, 식(4)는 가상경로에 할당되는 버퍼의 크기가 각 노드의 버퍼용량을 넘지 않아야 된다는 것을 의미한다. 식(5)는 링크의 용량은 그 링크를 지나는 가상경로의 합보다 커야 한다는 용량제약을 의미한다.

식(6)~식(8)은 결정변수들이 양의 정수 값을 가져야 함을 의미한다.

3. 알고리듬

3.1 등가대역식의 선형근사

Guerin 등[8]은 가우스근사법과 유체흐름근사법에 의해 가상경로에 요구되는 용량을 계산하여, 두 값 중 작은 값을 등가대역으로 정의하였다. 즉, 가우스근사에 의한 값을 $_n\hat{c}_k(y_k)$, 유체흐름근사에 의한 값을 $_f\hat{c}_k(y_k;x_k)$라고 하면, 등가대역은 식(9)와 같이 계산된다.

$$\hat{c}_k(y_k;x_k) = \min.\{_n\hat{c}_k(y_k),\ _f\hat{c}_k(y_k;x_k)\} \tag{9}$$

$$_n\hat{c}_k(y_k) = m_k + \alpha_k\sigma_k, \tag{10}$$

$$_f\hat{c}_k(y_k;x_k) = \sum_{j=1}^{L}\hat{c}_{kj}(y_k^j;x_k), \tag{11}$$

$$\hat{c}_{kj}(y_k^j;x_k) = y_k^j R_j \frac{f_j - x_k + \sqrt{(f_j-x_k)^2 + 4x_k\rho_j f_j}}{2f_j} \tag{12}$$

여기서 $\alpha_k = \sqrt{-2\ln\varepsilon - \ln 2\pi}$, $\sigma_k^2 = \sum_{j=1}^{L} y_k^j m_j(R_j - m_j)$, $m_k = \sum_{j=1}^{L} y_k^j m_j$, $\rho_j = \frac{m_j}{R_j}$,

$a = \ln(\frac{1}{\varepsilon_q})$, $f_j = a\,b_j(1-\rho_j)R_j$ 이다.

먼저 유체흐름근사법에 의한 식(12)는 VP^k에 할당되는 버퍼의 크기를 의미하는 x_k에 대하여 볼록함수로 x_k가 증가함에 따라 유일한 최소점을 갖는 함수이다. 실시간서비스를 위하여 가상경로에 할당되는 버퍼의 크기를 제한하여 대기지연을 줄이는 것이 ATM의 기본적인 개념이다. f_j는 서비스유형 j인 트래픽이 한번 발생시 평균비트율을 초과하여 요구할 수 있는 용량을 최대한으로 산정한 값보다도 더 큰 수이다. 따라서 버퍼의 크기를 $0 \le x_k \le \min_j\{f_j\}$라고 제한하여도 현실성을 잃지 않는다. 그러면 식(12)는 다음의 식(13)과 같이 선형근사가 가능하다.

$$\hat{c}_{kj}(y_k^j;x_k) = y_k^j R_j \frac{f_j - x_k + \sqrt{(f_j-x_k)^2 + 4x_k\rho_j f_j}}{2f_j} \approx y_k^j R_j\left(1 - \frac{1-\sqrt{\rho_j}}{f_j}x_k\right) \tag{13}$$

이와 같은 근사를 통해 구해지는 유체흐름근사에 의한 등가대역식을 다음 식(14)와 같이 정의하였다.

$$_f\bar{c}_k(y_k;x_k) = \sum_{j=1}^{L} y_k^j R_j\left(1 - \frac{1-\sqrt{\rho_j}}{f_j}x_k\right) \tag{14}$$

주어진 점 $\bar{y}_k$ 에서 가우시안근사법으로 계산한 등가대역식은 다음 식(15)와 같이 $y_k = \bar{y}_k$ 에서의 접평면을 사용하여 선형근사할 수가 있다.

$$_n\bar{c}_k(y_k;\bar{y}_k) = \Delta\,_n\hat{c}_k(\bar{y}_k)\cdot(y_k - \bar{y}_k) + {}_n\hat{c}_k(\bar{y}_k) \tag{15}$$

여기서 $\Delta\,_n\hat{c}_k(\bar{y}_k)$는 $y_k = \bar{y}_k$에서 $_n\hat{c}_k(y_k)$의 그래디언트이다.

점 ($\bar{y}_k$, $\bar{x}_k$)가 주어졌을 때, 등가대역식의 선형근사들을 사용하여, ($\bar{y}_k$, $\bar{x}_k$) 부근에서의 VP^k의 선형근사등가대역식, $\bar{c}_k(y_k;x_k)$를 다음 식(16)과 같이 정의할 수 있다.

$$\bar{c}_k(y_k;x_k)=\begin{cases} {}_f\bar{c}_k(y_k;x_k) & , \text{if } {}_f\hat{c}_k(y_k;x_k)\le {}_n\hat{c}_k(y_k) \\ {}_n\bar{c}_k(y_k;\bar{y}_k) & , otherwise. \end{cases} \tag{16}$$

$\bar{c}_k(y_k;x_k)$는 $\hat{c}_k(y_k;x_k)$를 과대평가 하는 근사식이다.

3.2 (DP)의 알고리듬

(DP)의 계산복잡도에 대하여 다음의 정리가 설립한다.

정리1 **(DP)**는 NP-hard이다.
증명 **(DP)**에서 $t=1, L=1$, $\hat{c}_k(y_k)=y_k^1$이라고 놓고, 설치비용 함수와 교환비용함수는 "0", 용량비용함수를 선형이라고 두면 **(DP)**는 다품종정수유통문제와 동치문제가 된다. 이 문제가 NP-hard이므로 **(DP)**도 NP-hard이다. ■

(DP)는 비선형비볼록정수계획법 모형이며, 일반적으로 문제의 크기에 있어서 대형문제에 속한다. 문제를 효율적으로 풀기 위해, 변수들의 정수조건을 완화하면 식(5)의 부등식이 등식으로 대치된다. 그러면 완화된 모형에서 변수 z를 소거할 수 있다. 변수 z를 소거하고 완화문제 **(RDP)**를 다시 기술하면 다음과 같다.

(RDP)

$$\text{Minimize} \quad \pi(f,x)= \sum_{(i,j)\in A}\gamma_{ij}\Big[\frac{1}{C}\sum_{k\in K_{ij}}\hat{c}_k(y_k;x_k)\Big] + \sum_{(i,j)\in A}\alpha_{ij}\Big[\sum_{(i,j)\in K_{ij}}\hat{c}_k(y_k;x_k)\Big]$$
$$+ \sum_{k\in A'}\zeta(x_k)+\sum_{k\in A'}\beta_k\big[\hat{c}_k(y_k;x_k)\big] \tag{17}$$

subject to

식(2)~식(4)

$$f\ge 0 \tag{18}$$
$$x\ge 0 \tag{19}$$

비용함수의 선형성 가정에 의해 $\gamma_{ij}(u)=\gamma_{ij}\cdot u$, $\alpha_{ij}(u)=\alpha_{ij}\cdot u$, $\zeta_k(\cdot)=\zeta$, $\xi(\cdot)=\xi$, $\varphi(\cdot)=\varphi$이고, $\beta_k(u)=[\xi+(|N(VP^k)|-2)\varphi]u$로 정의하자[3].

$\tau_k=\beta_k+\sum_{(i,j)\in A(VP^k)}\alpha_{ij}+\frac{1}{C}\sum_{(i,j)\in A(VP^k)}\gamma_{ij}$라고 정의하면 식(17)은 다음과 같이 다시 쓸 수 있다.

$$\text{Minimize} \quad \pi(f,x)= \sum_{k\in A'}\zeta x_k+\sum_{k\in A'}\tau_k\,\hat{c}_k(y_k;x_k) \tag{20}$$

(RDP)의 어려움은 등가대역의 nonsmooth 비볼록성에 기인한다. 전 절에서 논의한 바와 같이 $\hat{c}(y;x)$를 선형근사한 $\bar{c}(y;x)$로 대치하면, **(RDP)**는 이중선형계획문제(bilinear programming problem)가 되어 어느 한 변수를 상수로 고정하면 선형계획문제가 되어 풀기 용

이해진다. 이같은 이중선형계획문제의 특성을 이용하여 변수 x와 y를 한쪽을 고정시키고 다른 쪽에 대하여 새로운 해를 구하는 과정을 번갈아 가며 수행하면 목적함수 값이 단조 감소하는 알고리듬을 도출할 수 있다[1].

$I(\bar{y},\bar{x}) = \{ k \in A' \mid {}_n\hat{c}_k(\bar{y}_k) < {}_f\hat{c}_k(\bar{y}_k;\bar{x}_k) \}$

$J(\bar{y},\bar{x}) = \{ k \in A' \mid {}_n\hat{c}_k(\bar{y}_k) \le {}_f\hat{c}_k(\bar{y}_k;\bar{x}_k) \}$

먼저 현재 가능해 $(\bar{x},\bar{y})$에 대하여 집합 $I(\bar{y},\bar{x})$와 $J(\bar{y},\bar{x})$를 위와 같이 정의하고, 등가대역식을 변수 y에 대하여 선형근사하면 다음의 부문제 $RDP_{SUBy}(\bar{x})$가 생성된다.

$RDP_{SUBy}(\bar{x})$

$$\text{Minimize} \quad \sum_{k\in I(\bar{y},\bar{x})} \tau_k\, {}_n\bar{c}_k(y_k;\bar{x}_k) + \sum_{k\in J(\bar{y},\bar{x})} \tau_k\, {}_f\bar{c}_k(y_k;\bar{x}_k) \qquad (21)$$

Subject to 식(2), (3), (18)

$RDP_{SUBy}(\bar{x})$는 노드쌍 (s,d)와 서비스타입 j에 대하여 분할되어, 모든 시·종점의 노드쌍 수와 서비스타입 수의 곱의 만큼 개수의 독립적인 부문제로 분할되며, 분할된 부문제들은 링크의 용량제약이 없는 최소비용 네트워크문제, 즉 최단경로문제가 된다.

$RDP_{SUBy}(\bar{x})$를 풀어서 구한 최적해를 다시 $\bar{y}$라고 놓고, 등가대역식을 변수 x에 대하여 선형근사하면 다음의 부문제 $RDP_{SUBx}(\bar{y})$가 생성된다.

$RDP_{SUBx}(\bar{y})$

$$\text{Minimize} \quad \sum_{k\in A'\cap J(\bar{y},\bar{x})} \pi_k(\bar{y}_k)\, x_k \qquad (22)$$

Subject to 식(4)

$$\sum_{k\in K_{ij}\cap I(\bar{y},\bar{x})} {}_n\bar{c}_k(\bar{y}_k) + \sum_{k\in K_{ij}\cap J(\bar{y},\bar{x})} {}_f\bar{c}_k(\bar{y}_k;x_k) \le C\bar{z}_{ij},\ \forall (i,j)\in A \qquad (23)$$

$$0 \le x_k \le \min_j \{f_j : j=1,\dots,L\},\ \forall (i,j)\in A \qquad (24)$$

여기서, $\bar{z}_{ij} = \frac{1}{C}\left[\sum_{k\in K_{ij}\cap I(\bar{y},\bar{x})} {}_n\bar{c}_k(\bar{y}_k;\bar{y}_k) + \sum_{k\in K_{ij}\cap J(\bar{y},\bar{x})} {}_f\bar{c}_k(\bar{y}_k;\bar{x}_k) \right]$ 이고, $\pi_k(\bar{y}_k) = -\tau_k \sum_{j=1}^{L} \left(1 - \frac{1-\sqrt{\rho_j}}{f_j}\right) R_j\, \bar{y}_k^{\,j} + \zeta$ 이다.

$RDP_{SUBx}(\bar{y})$는 일반상한 선형계획문제이므로 일반상한단체법과 같은 알고리듬을 이용하여 풀 수 있다.

이상의 논의를 바탕으로 알고리듬을 정리하면 다음과 같다.

알고리듬(RDP)

0) 초기가능해 (f^0, x^0)를 구한다.

1) 현재의 가능해를 $(\bar{f},\bar{x})$로 둔다.

① $RDP_{SUBy}(\bar{x})$의 부문제를 최단거리 알고리듬으로 푼다. 이때 구해진 해를 f^*라고 두고,

$y_k^{j*} = \sum_{s,d \in N_{VC}} f_{sd}^{j*}(k), \ \forall k \in A', \forall j = 1, \cdots, L$로 부터 y^*를 계산한다.

② $\bar{z}_{ij} = \frac{1}{C}[\sum_{k \in I(y_k^*, x_k) \cap K_{ij}} {}_n \bar{c}_k(y_k^*)(y_k^*) + \sum_{k \in J(y^*; x) \cap K_{ij}} {}_f \bar{c}_k(y_k^*; \bar{x}_k)]$를 계산한다.

③ $RDP_{SUBx}(y^*)$를 선형계획법 알고리듬으로 푼다. 이때 구해진 해를 x^*로 둔다.

④ 주어진 tolerance ε에 대하여,

$\frac{\pi(\bar{f}, \bar{x}) - \pi(f^*, x^*)}{\pi(\bar{f}, \bar{x})} \le \varepsilon$ 이면 현재의 해를 최적해로 하여 종료하고,

그렇지 않으면, $\bar{f} \leftarrow f^*$, $\bar{y} \leftarrow y^*$, $\bar{x} \leftarrow x^*$라 두고 ①로 돌아간다.

3.2 정수해의 도출

정수조건을 완화하여 문제를 풀었기 때문에 **(RDP)**를 풀어서 얻은 최종해 z^*는 정수라는 보장이 없다. 따라서 z^*를 round-off하여 정수해로 도출하는 과정이 필요하다. 정확한 정수최적해를 구하는 것이 매우 어렵기 때문에 발견적 기법으로 구한다. 이 과정의 기본적인 개념은 양의 용량을 갖는 링크의 일부를 선택하여 실링을 통해 정수화하고, 이 값을 상수화하여 **(RDP)**의 제한된 문제를 푼다. 그 결과 나머지 변수들에 대하여 새로운 해가 구해지고 위의 과정을 반복하여 모든 링크의 용량을 정수화하는 것이다.

실링을 위한 링크를 선택하는 규칙은 "largest first"이다. 즉 링크의 용량이 큰 것을 우선적으로 실링을 하여 정수화한다. 그 이유는 현실적으로 용량이 클수록 링크용량의 증가에 대하여 비용함수의 증가가 체감적이라는 점과 큰 용량의 링크를 더 확보해줌으로써 통계적 다중화효과를 크게 하고, 기본단위용량 미만의 용량을 갖는 링크를 제거해 줄 수 있다는 점이다.

집합 Z를 실링을 통해 정수화된 z_{ij}의 index집합이라고 정의하고, 정수화된 z_{ij}의 값을 $\tilde{z}_{ij}$라고 하면 다시 풀어야 할 제한문제는 다음과 같다.

$$\text{Minimize} \quad \pi(f,x) = \sum_{(i,j) \in A \setminus Z} \gamma_{ij}[\frac{1}{C} \sum_{k \in K_{ij}} \hat{c}_k(y_k;x_k)] + \sum_{(i,j) \in A} \alpha_{ij}[\sum_{(i,j) \in K_{ij}} \hat{c}_k(y_k;x_k)]$$
$$+ \sum_{k \in A'} \zeta(x_k) + \sum_{k \in A'} \beta_k[\hat{c}_k(y_k;x_k)]$$

subject to 식(2)~식(4)

$$\sum_{k \in K_{ij}} \hat{c}_k(y_k;x_k) \le C\, \tilde{z}_{ij}, \quad \forall (i,j) \in Z \qquad (25)$$

$$f \ge 0, \ x \ge 0$$

이 문제의 알고리듬은 **(RDP)**의 알고리듬을 변형하여 적용할 수 있다. 단지 $RDP_{SUBy}(\bar{x})$가 식(25) 때문에 일반적인 선형계획법문제가 되므로 일반선형계획법 알고리듬을 적용해야된다는 점이 다르다.

Round-off 과정에서 고려해야 하는 문제는 한번에 정수화하는 변수 z의 개수를 결정하는 것이다. 한번에 정수화하는 개수의 크기를 크게 하면 알고리듬의 수행시간을 크게 줄일 수 있으

나, 최종적으로 구한 해가 최적해와 크게 차이가 날 수 있는 가능성이 있으며, 반면에 적게 하면 좀더 최적해에 근사한 해를 구할 수 있지만 이때는 수행시간의 문제가 생길 수 있다. 그러나 망설계 문제는 알고리듬의 효율성보다는 구해진 해의 품질이 더 중요한 요소가 된다는 점을 고려할 때, 가능한 정수화하는 개수를 적게 하는 것이 바람직하다.

4. 전산실험

본 논문에서 제시한 알고리듬의 수렴성을 검증하고 링크의 설치비용과 운용비용의 trade-off에 대하여 알아보기 위해 전산실험을 수행하였다. 실험대상문제는 6개의 VP/VC교환노드를 가진 망이다. 각 시/종점 노드쌍에서 고려하는 가상경로는 2 hop으로 제한하였으며, 망에 부가되는 트래픽 유형은 다음과 같은 3가지 ON-OFF source를 택하였다.

[표1] ON-OFF Source의 트래픽 파라미터

	데이터	정지화상	음성
최대비트율(Mbps)	10	2	0.0064
평균비트율(Mbps)	1	0.087	0.021
Burst length(msec)	14.37	55.20	48.43

각 노드쌍(s,d)에서 요구하는 가상채널 연결 수 a^i_{sd}는 트래픽 유형별로, 데이터의 범위 [10,188], 정지화상은 [20,360], 그리고 음성은 [800,4900]에서 택하였다. 그리고 모든 비용함수는 선형으로 가정하였으며, α=2, ξ=1, ζ=0.001, 그리고 φ=0.1ξ로 고정하였다. 그리고 링크의 기본용량단위는 STM-1급(155.52Mbps)으로 가정하였으며, 각 교환기의 버퍼의 용량은 10Mbit으로 하였다.

실험에서 링크의 설치비용을 운영비용(용량비용과 제어비용의 합)에 대하여 상대적으로 변화시키면서 설치되는 링크의 수와 용량의 변화에 대하여 조사하였다.

[표2]에 실험결과를 요약하였다. [표2]에서 첫 번째 줄은 다른 입력자료는 그대로 두고 설치비용계수 γ의 값을 맨 처음에는 0으로 두고 문제를 풀고 이후에는 용량비용함수의 계수 α의 값을 기준으로 50배, 100배, 150배 등의 배율로 증가시키면서 문제를 각각 풀어보았음을 의미한다. 두 번째 줄의 설치된 링크의 수는 링크가 실제로 설치되는 노드쌍의 개수를 의미한다. γ의 값이 0일 때, 즉 설치비용이 전혀 들지 않는다고 가정했을 때에는 30개의 모든 노드쌍에 직접적으로 링크를 설정하지만 설치비용이 상대적으로 클 때, 예를 들어 γ의 값이 500배가 될 때에는 단지 8개의 노드쌍에 대해서만 링크가 설정이 되고 있음을 볼 수 있다. 세 번째 줄은 노드간에 설정되는 링크의 용량의 변화를 나타내고 있다. 설치비용이 상대적으로 낮을 때는 적은 용량의 링크가 많이 설정되고 있음에 비해 설치비용이 비싸지면서 적은 용량의 링크들은 제거되고 가능하면 용량이 큰 링크로 모아지고 있음을 보여준다. 마지막 줄은 실험망 전체적으로 설정되는 링크용량의 합을 나타낸다. 결론적으로 설치비용이 운영비용에 비해 상대적으로 커짐에 따라 노드를 직접 연결하는 링크의 수는 줄고, 전체적으로 설치되는 링크의 총용량은 줄어들지만, 설치되는 링크의 용량은 커지고 있음을 볼 수 있다.

5. 결론

광대역통신망의 링크용량설계문제는 전송체계인 ATM의 특성을 고려해야 하는 점 때문에

[표2] 설치비용의 변화에 따른 링크설정의 변화

설치비용계수 γ 의 증가율		0배	50배	100배	150배	200배	250배	300배	400배	500배
설치된 링크의 수(개)		30	30	23	17	16	10	10	9	8
용량별 설치링크의 수 (STM-1급 기준, 개)	1	10	10	3	4	6	0	1	0	0
	2	0	0	0	0	0	0	0	0	0
	3	9	10	10	4	1	1	0	0	0
	4	11	10	10	9	9	9	9	9	8
설치 링크용량의 합(STM-1)		81	80	73	56	45	39	37	36	32

매우 어렵고 복잡한 문제가 된다. 기존에 대안으로 제시되고 있는 회선교환방식의 기법을 응용한 해법은 ATM의 가장 중요한 특성인 통계적 다중화효과를 고려하지 못하기 때문에 링크용량을 과대 평가하게 된다. 따라서 이런 방법에 의한 망설계는 망구축 비용의 낭비가 발생할 수 있다.

본 논문에서는 광대역통신망의 링크용량설계문제를 광대역통신망의 주요 특성들을 고려하고, 초기의 링크설치비용뿐 만 아니라 링크가 설치된 후의 링크 운영비용까지 고려한 비선형정수계획법 모형을 제시하였다. 또한 정수조건을 완화한 문제를 푸는 단계와 정수해를 도출하는 단계로 구성된 알고리듬을 제시하였다. 알고리듬은 반복적인 선형근사기법을 이용하여 이중선형계획법의 기법을 응용하였다.

전산실험에 의해 알고리듬의 수렴성을 검증하였으며, 링크의 설치비용이 상대적으로 비싸질 경우 통계적 다중화효과에 의해 설치되는 링크의 수와 총용량은 줄어들지만, 설치되는 각 링크의 용량은 커짐을 알 수 있었다. 이는 광대역통신망 설계시 ATM의 통계적 다중화효과, 즉 등가대역을 고려해야 된다는 것을 증명하고 있다.

광대역통신망 링크용량설계 알고리듬의 실제 적용시 문제점은 교환노드의 수가 증가하게 되면 문제의 크기가 매우 커진다는 점이다. 일반적으로 설계알고리듬은 시간적인 효율성보다는 해의 품질이 더 중요하다는 점을 감안한다 할지라도 어떤 시간적 한계는 보장할 수 있어야 할 것이다. 본 논문에서 제시한 알고리듬의 효율성을 제고하기 위한 방법으로 문제의 구조분석을 이용한 분해법과 같은 기법의 적용이 가능하며 본 연구의 추후연구과제이다.

참고문헌

[1]Bazarra,M., Shetty,C.M. and Sherari,H.D., *Nonlinear Programming*, 2nd ed., Wiley, 1993

[2]Bersekas,M. and Gallager,R., *Data Networks*, 2nd ed., Prentice-Hall, 1992

[3]Burgin,J., Dorman,D.,"Broadband ISDN Resource Management : The Role of Virtual Paths", IEEE Commun. Magazine, September, 1991

[4]Chlamtac,I., Farago,A. and Zhang,T., "How To Establish and Utilize Virtual Paths in ATM Networks", ICC'93, 1993

[5]Farago,S., et al., "A New Degree of Freedom in ATM Network Dimensioning : Optimizing the Local Configuration", IEEE JSAC, Vol.13, No.7, 1995

[6]Gallassi,G., Rigolo,G. and Verri,L., "Resource Management and Dimensioning in ATM Networks," IEEE Network Magazine, Vol.4, 1990

[7]Girard,A., *Routing & Dimensioning in Circuit Switched Networks*, Addison-Wesley, 1990

[8]Guerin,R., Ahmadi, H. and Naghshineh, M.,"Equivalent Capacity and Its Application to

Bandwidth Allocation in High Speed Networks", IEEE JSAC, Vol.9, 1991
[9]Kim,S.B., et al., "Mathematical Models for Dimensioning of ATM Networks GLOBCOM'95, 1995
[10]Kleinrock,L., *Queueing Systems, Vol. II : Computer Applications*, Wiley, 1976
[11]Lindberger,K., "Dimensioning and Design Methods for Integrated ATM Networks ITC14, 1994
[12]Prycker,M., *Asynchronous Transfer Mode*, Ellis Horwood, 1991