

▣ 연구논문

B-ISDN 확장 시 링크용량 설계 모형 및 알고리즘에 관한 연구[†]

- A Mathematical Model and an Algorithm for Dimensioning Problem of B-ISDN Extension -

주 종 혁*
Ju, Jong Hyuk

Abstract

At the initial deployment of B-ISDN, the heterogeneity of services and the bandwidth requirement make dimensioning of B-ISDN much more complicated than the dimensioning of homogeneous circuit or packet switched networks. Therefore B-ISDN must be extended gradually according to future telecommunication technology or service demands.

In this paper, we propose a mathematical formulation for dimensioning problem of B-ISDN extension, considering the characteristics of ATM(Asynchronous Transfer Mode) such as various quality of services, the statistical multiplexing effects of VPCs(Virtual Path Connections) and the modularity of transmission links allocated when new B-ISDN nodes are given. The algorithm based on the simultaneous linear approximation technique and Lagrangian relaxation method and some numerical results are also presented.

1. 서론

B-ISDN은 다양한 트래픽 특성을 갖는 서비스를 사용자가 요구하는 QoS(Quality of Service)를 만족시키면서 제공해야 한다. 이러한 서비스들은 서로 다른 트래픽 특성을 갖고 있고, 미래의 수요를 예측하기 어렵게 한다. 때문에 B-ISDN은 당시의 트래픽 수요와 기술발전에 맞춰 점진적으로 확장, 진화하게 될 것이다.

다음과 같은 점이 B-ISDN 설계 또는 확장 시 고려되어야 한다.

첫째, B-ISDN 전달방식인 ATM(Asynchronous Transfer Mode)의 전송체계인 가상경로(VP:Virtual Path)의 개념이 고려되어야 한다[3,10]. 논리적 가상경로망의 구성과 운영에 따른 특징적 요소들, 즉 통계적 다중화, 동가대역(Equivalence Capacity) 그리고 가상경로 라우팅 등을 고려해야 한다.

둘째, 망 진화에 따른 유연성을 확보해야 한다. 특히 초기에는 서비스 요구에 대한 수요예측과 새로운 서비스에 대한 예측이 어려울 것이므로 망자원의 재할당이나 추가에 대한 유연성이 강조될 필요가 있다[12,13].

셋째, 기존 망자원 및 서비스의 통합에 대하여 고려해야 한다[13]. B-ISDN은 궁극적으로 기존에 존재하는 통신망을 완전히 통합할 것이므로 기존의 교환기 등의 설비대체 및 확장에 대하여 단계적인 계획이 필요하다.

위와 같은 특성을 고려할 때, 망 확장/진화 시 필요한 설계기법이나 망자원관리와 관련된 기법의 필요성이 대두된다.

* 청주대학교 산업공학과 교수

† 이 논문은 99-00학년도 청주대학교 교비특별연구비 지원에 의한 것임

B-ISDN 확장 설계문제는 새롭게 추가되어야 하는 B-ISDN 노드 위치 및 수를 결정하는 노드선정문제와 노드간에 추가적으로 설치되어야 하는 링크의 용량을 산출하는 링크 설계문제로 나누어 접근할 수 있다. B-ISDN 확장 시 링크 용량 설계문제는 기존의 망 토폴로지와 새롭게 추가되어야 하는 노드의 위치와 수가 주어져 있을 때, 트래픽 요구량과 서비스 제약을 만족시키면서 교환노드간에 추가적으로 설치되어야 하는 경제적인 링크용량을 산출하는 문제로 정의된다.

초기 B-ISDN 링크용량 설계문제의 모형과 알고리즘을 제시하고 있는 연구들은 다수 존재하지만[4,6,10,11,14], 망 확장을 고려한 링크용량설계문제에 대한 연구는 아직 미진하다. 초기 B-ISDN 링크용량 설계문제에 비해 망 확장 시 링크용량 설계문제는 기존에 구축되어 있는 망 토폴로지 제약을 고려해야 하고, 이미 운영되고 있는 서비스의 트래픽 특성을 고려해 주어야 한다는 점에서 모형이나 알고리즘이 더 복잡해지는 경향이 있다.

본 논문은 ATM의 특성을 고려하고, 링크의 설치비용과 링크가 설치된 이후의 운영비용간의 trade-off를 평가적으로 하며, 링크용량의 modularity를 고려한 B-ISDN 확장시 링크용량 설계문제의 수리모형을 제시하고 효율적인 알고리즘을 제시하는 것을 목적으로 한다.

본 논문은 다음과 같이 구성되어 있다. 2장에서 B-ISDN 링크용량 설계문제의 수리모형을 제시하고, 3장에서 제시된 모형의 알고리즘을 기술한다. 4장에서는 알고리즘 검증을 위한 실험 결과를 제시하고 마지막으로 결론과 추후연구사항에 대하여 기술한다.

2. 수리모형

B-ISDN 확장 시 링크용량 설계문제를 기술하기 위해 사용되는 기호는 다음과 같다.

① 입력자료

- $G = (N, A)$: 기존의 망, $N = N_{VC} \cup N_{VP}$
- $N_{VC}(N_{VP})$: 기존 VC(VP) 교환노드 집합
- A : 기존 전송링크의 집합
- M : 추가될 노드의 집합, $M = M_{VC} \cup M_{VP}$
- $M_{VC}(M_{VP})$: 추가될 VC(VP) 교환노드 집합
- E : 추가될 후보 전송링크의 집합,

$$E = \{ (i, j) \mid i \in M, j \in N \} \cup \{ (i, j) \mid i \in N, j \in M \} \cup \{ (i, j) \mid i, j \in M, i \neq j \}$$
- $\tilde{G} = (N \cup M, A \cup E)$
- $G' = (N_{VC} \cup M_{VC}, A')$: \tilde{G} 의 논리적 망(가상경로망)
- A' : G' 의 링크의 집합 또는 모든 후보가상경로의 집합
- C : 링크의 기본단위용량
- $\tilde{z}_{ij}C$: 링크 $(i, j) \in A$ 의 용량, \tilde{z}_{ij} 은 정수
- VP^k : k번째 후보가상경로
- B_i : 노드 $i \in N_{VC} \cup M_{VC}$ 의 버퍼용량
- a_{sd}^j : 노드쌍 (s, d) 에 요구되는 서비스유형 j 의 연결회선요구량, $j = 1, \dots, L$, $s, d \in N_{VC}$
- K_{ij} : 링크 (i, j) 를 사용하는 가상경로의 집합

- $A(VP^k)$: VP^k 가 지나는 링크의 집합
- $A(i)$: 꼬리가 노드 i 인 가상경로집합
- $B(i)$: 머리가 노드 i 인 가상경로집합
- m_j : j 번째 서비스유형의 평균비트율
- σ_j : j 번째 서비스유형 비트율의 표준편차
- R_j : j 번째 서비스유형의 최대비트율
- b_j : j 번째 서비스유형의 ON-period의 평균체류시간

② 함수

- y_k^j : VP^k 를 흐르는 j 번째 서비스유형 회선수
- $\hat{c}_k(y_k; x_k)$: 서비스 j 를 y_k^j 회선을 수용하고 버퍼크기가 x_k 인 VP^k 의 등가대역,

$$\text{여기서, } y_k = (y_k^1, y_k^2, \dots, y_k^L)$$

- $\gamma_{ij}(u)$: 링크 $(i, j) \in E$ 의 용량이 u 일 때의 설치비용함수
- $\alpha_{ij}(u)$: 링크 $(i, j) \in E$ 의 사용용량이 u 일 때 발생하는 용량비용함수
- $\beta_k(u)$: VP^k 의 용량이 u 일 때 발생하는 제어(교환)비용함수
- $\xi(u)$: 교환용량이 u 일 때의 가상채널 교환비용함수
- $\phi(u)$: 교환용량이 u 일 때의 가상경로 교환비용함수
- $\zeta(x)$: 버퍼크기가 x 일 때의 비용함수

③ 결정변수

- $f_{sd}^j(k)$: VP^k 에 할당된 노드 (s, d) 간의 서비스유형 j 인 가상채널 회선수
- x_k : VP^k 에 할당된 버퍼의 크기
- z_{ij} : $(i, j) \in E$ 에 할당되는 단위용량 C 인 링크의 수

위 기호를 사용하여 B-ISDN 확장시 링크용량 설계문제를 모형화하면 다음 (EDP)와 같다.

(EDP)

$$\begin{aligned} \text{Minimize } \pi(z, f, x) = & \sum_{(i,j) \in E} \gamma_{ij}(z_{ij}) + \sum_{(i,j) \in A \cup E} \alpha_{ij} \left[\sum_{(i,j) \in K_i} \hat{c}_k(y_k; x_k) \right] + \sum_{k \in A} \zeta(x_k) \\ & + \sum_{k \in A} \beta_k \left[\hat{c}_k(y_k; x_k) \right] \end{aligned} \quad (1)$$

Subject to

$$\sum_{k \in A(i)} f_{sd}^j(k) - \sum_{k \in B(i)} f_{sd}^j(k) = \begin{cases} a_{sd}^j & \text{if } i = s \\ -a_{sd}^j & \text{if } i = d, \forall s, d \in N_{VC} \cup M_{VC}, s \neq d, \forall j = 1, \dots, L \\ 0 & \text{o/w} \end{cases} \quad (2)$$

$$y_k^j = \sum_{s, d \in N_{VC} \cup M_{VC}} f_{sd}^j(k), \forall k \in A, \forall j = 1, \dots, L \quad (3)$$

$$\sum_{k \in A(i)} x_k \leq B_i, \forall i \in N_{VC} \cup M_{VC} \quad (4)$$

$$\sum_{k \in K_{ij}} \hat{c}_k(y_k; x_k) \leq Cz_{ij}, \forall (i, j) \in E \tag{5}$$

$$\sum_{k \in K_{ij}} \hat{c}_k(y_k; x_k) \leq C \tilde{z}_{ij}, \forall (i, j) \in A \tag{6}$$

$$f \geq 0, \text{ integer} \tag{7}$$

$$x \geq 0, \text{ integer} \tag{8}$$

$$z \geq 0, \text{ integer} \tag{9}$$

목적함수식(1)은 추가적으로 설정되는 물리적 링크의 설치비용 $\sum_{(i,j) \in E} \gamma_{ij}(z_{ij})$ 과 가상경로의 용량비용 $\sum_{(i,j) \in A \cup E} \alpha_{ij} [\sum_{k \in K_{ij}} \hat{c}_k(y_k; x_k)]$, 가상경로의 제어비용 $\sum_{k \in A} \beta_k [\hat{c}_k(y_k; x_k)]$ 그리고 교환기 버퍼비용 $\sum_{k \in A} \zeta(x_k)$ 의 합으로 정의된다. 링크의 초기 설치비용이나 운영비용의 함수는 기본적으로 선형함수 형태가 될 것이라고 가정하는 것이 일반적이다[3]. 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)와 식(6)은 링크의 용량은 그 링크를 지나는 가상경로의 합보다 커야 한다는 용량제약을 의미한다. 식(5)는 추가적으로 설치될 링크에 대한 용량제약이고, 식(6)은 기존의 링크에 대한 용량제약을 의미한다. 식(7)~식(9)은 결정변수들이 양의 정수값을 가져야 함을 의미한다. 특히 변수 z는 식(6)과 함께 링크의 단위용량 C의 정수배로 링크의 modularity를 고려해야 된다는 것을 의미하고 있다.

(EDP)에서 $t=1, L=1, \hat{c}_k(y_k) = y_k^1$ 이라고 놓고, 설치비용 함수와 교환비용함수는 "0", 용량비용함수를 선형이라고 두면 (EDP)는 다품종정수유통문제와 동치문제가 된다. 이 문제가 NP-hard이므로 (EDP)도 NP-hard이다[7].

3. 알고리즘

(EDP)는 비선형 비볼록 정수계획법 모형이며, 문제의 크기에 있어서 대형문제에 속한다. 문제의 어려움은 주로 모형에 포함되어 있는 등가대역 $\hat{c}_k(y_k; x_k)$ 이 비선형이고 비볼록함수의 형태를 갖고 있다는 점과 기존 네트워크 토폴로지와 추가될 수 있는 가능 후보 링크를 모두 고려해 줌으로써 문제의 크기가 매우 커진다는 점에 있다.

따라서 본 논문에서는 정수조건을 완화하고 등가대역식의 연속적인 선형근사를 통해 상대적으로 풀기 쉬운 문제로 변환시키며 최적해를 찾아가는 알고리즘을 제시하고자 한다.

3.1. 등가대역의 선형근사

Guerin 등[8,9]은 가상경로를 지나가는 가상채널연결(VCC:Virtual Channel Connection)들이 요구하는 용량을 등가대역(Equivalence Capacity)라고 정의하고 가우스근사법과 유체흐름근사법을 이용하여 계산하는 방법을 제시하였다.

가우스근사에 의한 값을 ${}_n \hat{c}_k(y_k)$, 유체흐름근사에 의한 값을 ${}_f \hat{c}_k(y_k; x_k)$ 라고 하면, 등가대역 $\hat{c}_k(y_k; x_k)$ 은 식(10)과 같이 계산된다.

$$\hat{c}_k(y_k; x_k) = \min. \{ {}_n \hat{c}_k(y_k), {}_f \hat{c}_k(y_k; x_k) \} \quad (10)$$

$${}_n \hat{c}_k(y_k) = m_k + \alpha_k \sigma_k \quad (11)$$

$${}_f \hat{c}_k(y_k; x_k) = \sum_{j=1}^L \hat{c}_{kj}(y_k^j; x_k) \quad (12)$$

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

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

$m_k = \sum_{j=1}^L y_k^j m_j$, $f_j = \alpha b_j (1 - \rho_j) R_j$ 이고 ϵ_k 는 VP^k 가 지원하는 버퍼 오버플로우 즉 QoS를 의미한다.

먼저 유체흐름근사법에 의한 식(13)은 VP^k 에 할당되는 버퍼 크기 x_k 에 대하여 볼록함수로 x_k 가 증가함에 따라 유일 최소점을 갖는 함수이다. 실시간서비스를 위하여 가상경로에 할당되는 버퍼의 크기를 제한하여, 셀 손실이 발생하더라도 대기지연을 줄이는 것이 ATM의 기본적인 개념이다. f_j 는 서비스유형 j 인 트래픽이 한번 발생시 평균비트율을 초과하여 요구할 수 있는 용량을 최대한으로 산정한 값보다도 더 큰 수이다. 따라서 버퍼 크기를 $0 \leq x_k \leq \min_j \{f_j\}$ 라고 제한하여도 현실성을 잃지 않는다. 그러면 식(13)은 다음의 식(14)와 같이 선형근사가 가능하다.

$$\hat{c}_{kj}(y_k^j; x_k) = y_k^j R_j \frac{f_j - x_k + \sqrt{(f_j - x_k)^2 + 4x_k \rho_j f_j}}{2f_j} \approx y_k^j R_j \left(1 - \frac{1 - \sqrt{\rho_j}}{f_j} x_k\right) \quad (14)$$

이와 같은 근사를 통해 구해지는 유체흐름 근사에 의한 등가대역 ${}_f \bar{c}_k(y_k; x_k)$ 을 다음 식(15)와 같이 정의하였다.

$${}_f \bar{c}_k(y_k; x_k) = \sum_{j=1}^L y_k^j R_j \left(1 - \frac{1 - \sqrt{\rho_j}}{f_j} x_k\right) \quad (15)$$

주어진 점 \bar{y}_k 에서 가우스근사법으로 계산한 등가대역식은 다음 식(16)과 같이 $y_k = \bar{y}_k$ 에서의 접평면을 사용하여 선형근사할 수가 있다.

$${}_n \bar{c}_k(y_k; \bar{y}_k) = \Delta_n \hat{c}_k(\bar{y}_k) \cdot (y_k - \bar{y}_k) + {}_n \hat{c}_k(\bar{y}_k) \quad (16)$$

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^k 의 선형근사등가대역식, $\bar{c}_k(y_k; x_k)$ 를 다음 식(17)과 같이 정의할 수 있다.

$$\bar{c}_k(y_k; x_k) = \begin{cases} {}_f \bar{c}_k(y_k; x_k) & , \text{if } {}_f \hat{c}_k(y_k; x_k) \leq {}_n \hat{c}_k(y_k) \\ {}_n \bar{c}_k(y_k; \bar{y}_k) & , \text{otherwise.} \end{cases} \quad (17)$$

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

3.2. 연속선형근사 알고리즘

비용함수의 선형가정에 의해 $\gamma_{ij}(u) = \gamma_{ij} \cdot u$, $\alpha_{ij}(u) = \alpha_{ij} \cdot u$, $\zeta_k(\cdot) = \zeta$, $\xi(\cdot) = \xi$, $\varphi(\cdot) = \varphi$ 라고 놓으면, $\beta_k(u) = [\xi + (|N(VP^k)| - 2)\varphi]u$ 로 정의된다[3]. 여기서 $|N(VP^k)|$ 는 VP^k 를 구성하는 물리적 전송링크의 수이다.

(EDP) 변수의 정수조건을 완화하면 식(5)의 부등식이 등식으로 대체된다. 그러면 완화된 모형에서 변수 z 를 소거할 수 있다. 변수 z 를 소거하고, 선형비용함수를 대입하여 정리한 완화문제(REDP)는 다음과 같다.

(REDP)

$$\text{Minimize } \pi(f, x) = \sum_{k \in A'} \zeta x_k + \sum_{k \in A'} \tau_k \hat{c}_k(y_k; x_k) \quad (18)$$

Subject to 식(2), (3), (4), (6)

$$f \geq 0 \quad (19)$$

$$x \geq 0 \quad (20)$$

단, $\tau_k = \beta_k + \sum_{(i,j) \in A(VP^k)} \alpha_{ij} + \frac{1}{C} \sum_{(i,j) \in A(VP^k)} \gamma_{ij}$ 이다.

$\hat{c}(y; x)$ 를 선형근사한 $\bar{c}(y; x)$ 로 대체하면, (REDP)는 이중선형계획문제가 되고 어느 한 변수를 상수로 고정하면 선형계획문제가 되어 풀기 용이해진다. 이와 같은 이중선형계획문제의 특성을 이용하여 변수 x 와 y 에 대하여 한쪽을 고정시키고 다른 한쪽에 대하여 새로운 해를 구하는 과정을 번갈아 가며 수행하면 목적함수 값이 단조감소하는 알고리즘을 도출할 수 있다[1,2].

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

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

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 y 에 대하여 선형근사하면 다음 부문제 $REDP_{SUBy}(\bar{x})$ 가 생성된다.

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

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

Subject to 식(2), (3), (19)

$$\sum_{k \in K_{ij} \cap I(\bar{y}, \bar{x})} n \bar{c}_k(y_k; \bar{y}_k) + \sum_{k \in K_{ij} \cap J(\bar{y}, \bar{x})} f \bar{c}_k(y_k; \bar{x}_k) \leq C \tilde{z}_{ij}, \forall (i, j) \in A \quad (22)$$

$REDP_{SUBy}(\bar{x})$ 의 제약식 구조는 식(22)를 제외하면 노드쌍 (s, d) 와 서비스유형 j 에 대하여 분할되는 대각구조를 갖고 있다. 식(22)가 결합제약식(coupling constraints)에 해당된다. 이

런 구조의 대형문제를 푸는 기법으로 분해법과 라그랑지 완화법이 있다.

라그랑지 완화법은 문제풀이를 어렵게 만드는 제약식을 라그랑지 승수(Lagrangian Multiplier)를 이용하여 목적함수에 포함시켜서 문제의 구조를 단순화시키고 라그랑지 승수 값을 개선해가면서 완화문제를 반복적으로 풀어 가면서 최적해를 구하는 기법이다[1,2,5].

$REDP_{SUBy}(\bar{x})$ 에서 완화할 제약은 식(22)이다. 라그랑지 승수 λ 를 사용하여 $REDP_{SUBy}(\bar{x})$ 를 완화한 문제가 다음의 $LERDP_{SUBy}(\bar{x})$ 이다.

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

$$\text{Minimize } \sum_{k \in I(\bar{y}, \bar{x})} \tau_{kn} \bar{c}_k(y_k; \bar{y}_k) + \sum_{k \in J(\bar{y}, \bar{x})} \tau_{kf} \bar{c}_k(y_k; \bar{x}_k) + \sum_{(i,j) \in A} \lambda_{ij} (u_{ij} - C \tilde{z}_{ij}) \quad (23)$$

Subject to 식(2), (3), (19)

$$u_{ij} = \sum_{k \in K_{if} \cap I(\bar{y}, \bar{x})} n \bar{c}_k(y_k; \bar{y}_k) + \sum_{k \in K_{if} \cap J(\bar{y}, \bar{x})} f \bar{c}_k(y_k; \bar{x}_k), \forall (i, j) \in A \quad (24)$$

$LERDP_{SUBy}(\bar{x})$ 의 제약식은 노드쌍의 수와 서비스 타입에 따라 모두 분할될 수 있다. 분할되는 부문제들은 유통량 보존 제약식을 갖는 작은 크기의 독립적인 선형계획법문제가 되므로 쉽게 풀 수 있다. 라그랑지 승수는 Subgradient Optimization 기법을 통해 개선할 수 있다[1,2].

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

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

$$\text{Minimize } \sum_{k \in A' \cap I(\bar{y}, \bar{x})} \pi_k(\bar{y}_k) x_k \quad (25)$$

Subject to 식(4)

$$\sum_{k \in K_{if} \cap I(\bar{y}, \bar{x})} n \bar{c}_k(\bar{y}_k) + \sum_{k \in K_{if} \cap J(\bar{y}, \bar{x})} f \bar{c}_k(\bar{y}_k; x_k) \leq C \bar{z}_{ij}, \forall (i, j) \in E \quad (26)$$

$$\sum_{k \in K_{if} \cap I(\bar{y}, \bar{x})} n \bar{c}_k(\bar{y}_k) + \sum_{k \in K_{if} \cap J(\bar{y}, \bar{x})} f \bar{c}_k(\bar{y}_k; x_k) \leq C \tilde{z}_{ij}, \forall (i, j) \in A \quad (27)$$

$$0 \leq x_k \leq \min_j \{f_j : j = 1, \dots, L\}, \forall k \in A' \quad (28)$$

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

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

이상의 논의를 바탕으로 알고리즘을 정리하면 다음과 같다.

알고리즘(RDP)

단계0) 초기가능해 (f^0, x^0) 를 구한다.

단계1) 현재의 가능해를 (\bar{f}, \bar{x}) 로 둔다.

① $REDP_{SUBy}(\bar{x})$ 를 라그랑지 완화법으로 풀어, 구해진 해를 f^* 라고 두고,

$$y_k^* = \sum_{s,d \in N_{vc} \cup M_{vc}} f_{sd}^*(k), \quad \forall k \in A', \forall j = 1, \dots, L \text{로 부터 } y^* \text{를 계산한다.}$$

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

③ $REDP_{SUBx}(y^*)$ 를 선형계획법 알고리즘으로 풀어, 구해진 해를 x^* 로 둔다.

④ 주어진 tolerance ε 에 대하여,

$$\frac{\pi(\bar{f}, \bar{x}) - \pi(f^*, x^*)}{\pi(\bar{f}, \bar{x})} \leq \varepsilon \text{ 이면 단계2)로 간다.}$$

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

단계2) $z_{ij}^* = \frac{1}{C} \sum_{k \in K_{ij}} \hat{c}_k(y_k^*; x_k^*), (i, j) \in E$ 를 구하고, $z_{pq}^* = \max_{(i, j) \in E} \{ z_{ij}^* \}$ 를 계산한다.

$\tilde{z}_{pq} = \lceil z_{pq}^* \rceil$ 로 놓는다.

만일 $\tilde{z}_{pq} = 0$ 이면 종료하고,

그렇지 않으면, $A \leftarrow A \cup \{(p, q)\}, E \leftarrow E - \{(p, q)\},$

$\bar{f} \leftarrow f^*, \bar{y} \leftarrow y^*, \bar{x} \leftarrow x^*$ 라고 놓고 단계1)로 돌아간다.

4. 전산실험

본 논문에서 제시한 알고리즘의 수렴성을 검증하기 위하여 전산실험을 수행하였다. 실험대상은 다음 [그림1]과 같이 5개의 VP/VC교환노드와 12개의 링크를 가진 기존 망에 3개의 새로운 노드가 추가되는 문제이다. 각 시/종점 노드쌍에서 고려하는 가상경로는 2 hop으로 제한하였으며, 망에 부가되는 트래픽 유형은 다음 [표1]과 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

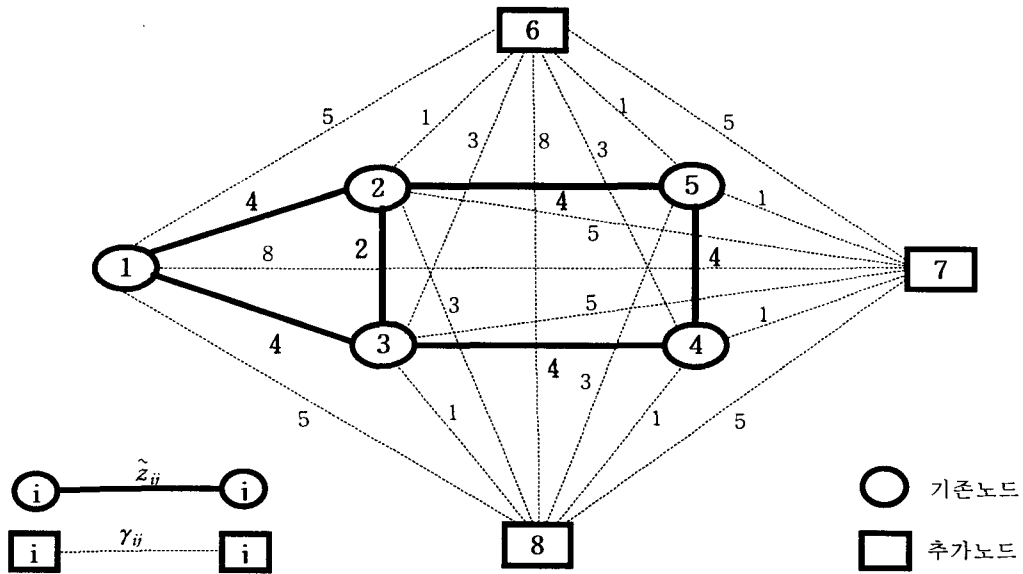
노드쌍 (s, d) 에서 요구하는 가상채널 연결 수 a_{sd}^j 는 트래픽 유형별로, 데이터는 [10,188], 정지화상은 [20,360], 그리고 음성은 [800,4,900] 사이에서 택하였고, QoS $\varepsilon_k = 10^{-8}$ 로 고정하였다.

그리고 모든 비용함수는 선형으로 가정하였으며, $\alpha = 2 \times 10^{-6}, \xi = 1 \times 10^{-6}, \zeta = 1 \times 10^{-9}$, 그리고 $\varphi = 0.1\xi$ 로 고정하였다. 그리고 링크의 기본용량단위 $C = 155.52$ Mbps(STM-1)로 가정하였으며, 모든 교환기의 버퍼의 용량은 10Mbit으로 하였다.

알고리즘 수행 결과를 다음의 [표2]에 정리하였다.

실험결과에서 총 36개의 후보링크 중에서 16개의 링크가 추가되어야 하는 것으로 나타났으

며, 랜덤하게 생성되어 입력된 노드간 트래픽 수요 때문에 비대칭적 용량을 갖는 링크가 존재하고 있음을 알 수 있다.



[그림1] 실험 대상 망

[표2] 알고리즘 계산결과

(단위 : C=155.52Mbps)

링크	z_{ij}^*	링크	z_{ij}^*	링크	z_{ij}^*
(6,1)	0	(7,6)	0	(2,6)	4
(6,2)	4	(7,8)	0	(2,7)	0
(6,3)	1	(8,1)	0	(2,8)	2
(6,4)	0	(8,2)	1	(3,6)	2
(6,5)	0	(8,3)	4	(3,7)	0
(6,7)	0	(8,4)	3	(3,8)	4
(6,8)	0	(8,5)	0	(4,6)	1
(7,1)	0	(8,6)	0	(4,7)	4
(7,2)	0	(8,7)	0	(4,8)	4
(7,3)	0	(1,6)	0	(5,6)	4
(7,4)	2	(1,7)	0	(5,7)	4
(7,5)	4	(1,8)	0	(5,8)	0

5. 결 론

B-ISDN의 초기에는 새로운 서비스 유형이나 각 서비스 요구에 대한 수요예측이 불확실하다. 따라서 B-ISDN은 초기에 설계/구축된 기본 망을 토대로 당시의 기술과 수요에 맞춰 점진

적으로 진화/확장될 것이다. 따라서 망 확장 시 필요한 설계기법이나 망자원관리와 관련된 기법의 필요성이 대두된다

본 논문은 추가될 교환 노드가 결정되었을 때, B-ISDN 전송체계인 ATM의 특성을 고려하고, 트래픽 요구량과 서비스제약을 만족시키면서 교환노드간에 추가적으로 설치되어야 하는 경제적 링크의 용량을 산출하는 망확장 설계문제의 수리모형과 알고리즘을 제시하였다.

본 논문에서 제시한 수리모형은 링크의 초기 설치비용과 VP/VC 운영비용간의 trade-off를 평가척도로 하고, VP 등가대역의 개념을 고려한 비선형정수계획법 모형이다. 정수조건을 완화하고 반복적인 선형근사기법을 이용하여 이중선형계획법의 기법에 기반한 알고리즘을 제시하였다. 문제의 특성상 문제의 크기가 대형화되는 문제점을 라그랑지 완화법을 이용하여 효율적으로 풀 수 있는 기법을 제시하였다. 아울러 알고리즘의 수렴성을 확인하기 위한 전산실험을 수행하였다.

알고리즘을 실제 적용 시 문제점은 교환노드의 수가 증가하게 되면 문제의 크기가 매우 커진다는 점이다. 일반적으로 설계알고리즘은 시간적인 효율성보다는 해의 품질이 더 중요하다는 점을 감안한다 할지라도 어떤 시간적 한계는 보장할 수 있어야 할 것이다. 본 논문에서 제시한 알고리즘의 효율성을 제고하기 위한 방법과 대규모 기간망을 대상으로 한 보다 실증적 검증이 연구의 추후연구과제이다.

참 고 문 헌

- [1]M. Avriel, *Nonlinear Programming : Analysis and Methods*, Prentice-Hall, 1976
- [2]M. Bazarra, C. M. Shetty and H. D. Sherari, *Nonlinear Programming : Theory and Algorithms*, 2nd ed., Wiley, 1993
- [3]J. Burgin and D. Dorman, "Broadband ISDN Resource Management : The Role of Virtual Paths", IEEE Com. Mgz., Sep., 1991
- [4]S. Farago, et al., "A New Degree of Freedom in ATM Network Dimensioning : Optimizing the Local Configuration", IEEE JSAC, Vol.13, No.7, 1995
- [5]M. Fisher, "The Lagrangian Relaxation Methods for Solving Integer Programming Problem", Mgt. Sci., Vol. 27, No. 1, 1981
- [6]G. Gallassi, G. Rigolo and L. Verri, "Resource Management and Dimensioning in ATM Networks", IEEE Network Mgz., Vol.4, 1990
- [7]R. Garay and D. S. Johnson, *Computers and Intractability : A Guide to the Theory of NP-Completeness*, Freeman, 1979
- [8]R. Guerin, H. Ahmadi and M. Naghshineh, "Equivalent Capacity and Its Application to Bandwidth Allocation in High Speed Networks", IEEE JSAC, Vol.9, 1991
- [9]R. Guerin and L. Gun, "A Unified Approach to Bandwidth Allocation and Access Control in Fast Packet-Switched Networks", INFOCOM'92, 1992
- [10]S. B. Kim, et al., "Mathematical Models for Dimensioning of ATM Networks", GLOBECOM'95, 1995
- [11]K. Lindberger, "Dimensioning and Design Methods for Integrated ATM Networks", ITC14, 1994
- [12]M. Prycker, *Asynchronous Transfer Mode*, Ellis Horwood, 1991
- [13]K. Sallberg and B. Stanevow, "ATM Traffic Management at the Initial Deployment of B-ISDN", Ericsson Review, No. 4, 1994
- [14]J. Yan and M. Beshai, "Designing an ATM-Based Broadband Network : an Overview", GLOBECOM'95, 1995