Journal of the Korean Institute of Industrial Engineers
Vol. 25, No. 4, pp. 500-509, December 1999.

일대다 연결 고려한 ATM망에서의 최적 루팅†

정성진[1] · 홍성필[2] · 정후상[1] · 김지호[1]

[1]서울대학교 산업공학과 / [2]중앙대학교 상경학부

An Optimal Routing for Point-to-Multipoint Connection Traffics in ATM Networks

Sung-Jin Chung[1] · Sung-Pil Hong[2] · Hoo-Sang Chung[1] · Ji-Ho Kim[1]

In this paper, we consider an optimal routing problem when point-to-point and point-to-multipoint connection traffics are offered in an ATM network. We propose a mathematical model for cost-minimizing configuration of a logical network for a given ATM-based BISDN. Our model is essentially identical to the previous one proposed by Kim(Kim, 1996) which finds a virtual-path configuration where the relevant gains obtainable from the ATM technology such as the statistical multiplexing gain and the switching/control cost-saving gain are optimally traded-off. Unlike the Kim's model, however, ours explicitly considers the VP's QoS(Quality of Service) for more efficient utilization of bandwidth. The problem is a large-scale, nonlinear, and mixed-integer problem. The proposed algorithm is based on the local linearization of equivalent-capacity functions and the relaxation of link capacity constraints. As a result, the problem can be decomposed into moderate-sized shortest path problems, Steiner arborescence problems, and LPs. This fact renders our algorithm a lot faster than the previous nonlinear programming algorithm while the solution quality is maintained, hence application to large-scale network problems.

1. 서 론

지금까지의 통신망 시스템은 전화망, 저속 데이터 전송망, 화상통신을 위한 협대역 통신망 등으로 구분되어 왔다. 즉, 특정한 서비스를 위한 망이 독자적으로 존재하고 있었다. 그러나 복합영상과 같은 종합적인 통신 서비스가 요구되고 이를 뒷받침할 수 있는 초고속 교환 · 전송장비, 대용량 광선로 등의 기술적 발전이 이루어짐에 따라, 다양한 서비스를 통합적으로 제공할 수 있는 광대역 종합 통신망(Broadband Integrated Services Digital Network: BISDN)이 미래의 공중망으로 대두되고 있다(Burgin, 1991; Onvural, 1994; Prycker, 1995; 한국통신, 1996).

광대역 통신망의 경우 다양한 트래픽 특성을 가지는 서비스를 개별 사용자가 요구하는 서비스 품질(Quality of Service, QoS)을 만족시키면서 제공하여야 하기 때문에 기존의 통신망과는 다른 운영 · 관리체계를 필요로 한다. 국제 표준화 기구인 ITU-T (International Telecommunications UnionTelecommunications standardi- zation sector)는 ATM(Asynchro- nous Transfer Mode)을 광대역 통신망의 전달방식으로 채택하였다(Onvural, 1994; Prycker, 1995). 그러나 ATM에서는 기존의 STM망과는 달리 셀손실률(cell loss probability)과 관련된 QoS를 만족시켜줘야만 하는 새로운 문제가 발생한다. ATM은 가상경로(virtual path, VP) 개념을 사용하여 망을 운용하기 때문에 이러한 QoS를 만족시켜주기 위한 용량의 할당은 수요가 존재할 때마다 이루어지는 것이 아니라 가상경로를 설치할 때 고려되어야 한다.

ATM망 운용에 대한 또다른 고려사항은 통계적 다중화(statistical multiplexing)로 인하여 야기되는 제어비용(control cost) 및 용량비용(capacity cost)에 관한 문제이다. 가상경로를 많이 설치하고 각각에 전용 용량을 할당하게 되면 서비스 처리시간과 제어비용은 줄일 수 있다. 그러나, ATM망의 주요 특성인 통계적 다중화로 인하여 용량비용은 오히려 증가하게 되는데, 이는 가상경로를 지나는 트래픽의 양이 많을수록 실제 필요한 용량은 각 트래픽 양의 단순합보다 크게 작게 되기 때문에 발생하는 현상이다. 이러한 두 운용방법의 장 · 단점을 고려해볼 때 결국 가상경로의 설정 및 용량할당 문제는 용량비용과 제어비용간의 trade-off에 의해 결정되어야 한다(Burgin, 1991;

† 본 연구는 한국통신의 지원(관리번호 97-15)하에 수행됨.

Kim, 1995).

본 연구의 필요성 중 하나는 BISDN이 제공해야 하는 서비스의 특성에 기인한다.

음성·데이터만을 주로 전송해왔던 기존의 망과는 달리, BISDN은 화상, 특히 동화상과 같은 대용량이고 이질적인 다종의 트래픽을 동시에 전송하여야 한다. 이러한 서비스 중에는 주문형 비디오 시스템이나 유선방송 또는 화상회의 등과 같이 다수의 수요자가 동일한 내용의 트래픽을 동시에 요구하는 상황이 있을 수도 있다. 이와 같이 특정 다수의 수요자만을 위한 트래픽 전송을 일대다 연결루팅(point-to-multipoint routing) 또는 멀티캐스팅(multicasting)이라 하는데, 이는 기존의 쌍방간 일대일 연결(point-to-point connection 또는 unicasting)이나 모든 수요자를 대상으로 하는 브로드캐스팅(broadcasting)과는 다른 전송방법을 필요로 한다.

앞으로 BISDN에서 일대다 연결에 대한 수요가 급격히 증가할 것은 명백하다. 따라서, BISDN의 구축을 위한 ATM망에서의 가상경로설정 문제를 고려할 때는 기존의 일대일 연결뿐만 아니라 일대다 연결까지 고려한 종합적인 모형의 수립과 해법의 개발이 필요하게 된다.

2. 가상경로와 통계적 다중화

2.1 가상경로와 논리적 망의 재구성

ATM망에서는 패킷교환망에서와 유사하게 가상경로를 사용하여 물리적 망을 논리적으로 재구성할 수 있다. 즉, 배타적으로 설정된 입력선으로 들어온 셀이 역시 전용의 출력선으로 전송되도록 함으로써 노드에서의 호설정 절차나 교환, 경로테이블의 수정과 같은 일련의 작업을 제거할 수 있는데, 이와 같이 논리적으로 망을 재구성하게 되면 망의 연결도가 높아지고 경로의 선택이 다양하게 되어, 트래픽의 변화, 설비의 고장, 망의 혼잡 등 주위 상황 변화에 효율적으로 대처할 수 있게 된다 (Burgin, 1991; Onvural, 1994; Prycker, 1995; Saito, 1994).

2.2 통계적 다중화

사용자가 서비스를 요구하였을 경우, 이를 효율적이고 경제적으로 제공하기 위해서는 망의 적정용량을 올바로 산정하는 것이 필요하다. 이러한 방법에는 각각의 가상채널연결(virtual channel connection, VCC)에 대해서 트래픽의 최대비트율을 고려하여 용량을 할당하는 방식과 ATM망의 통계적 다중화 효과를 이용하는 방식이 있다. 전자의 경우에는 셀 차원에서의 혼잡은 완전히 제거할 수 있지만, 망의 자원을 크게 낭비하게 되는 단점이 있다. 반면 후자는 개별 사용자들이 동시에 최대비트율로 셀을 생성하지는 않는다는 통계적인 특성을 이용하여 망 자원을 사용자들이 공유하게 함으로써 실제로 필요한 양을 줄이고자 하는 것으로 첫번째 방법에 비해 망자원의 효율을 높일 수는 있으나 어느 정도의 셀손실은 감수하여야 한다. 더 나아가 가상경로를 사용하면 2단계의 통계적 다중화가 가능한데, 1단계는 다수의 가상채널연결이 하나의 가상경로에서 다중화되는 것이며, 2단계는 링크레벨에서 다수의 가상경로가 다중화되는 것이다. 본 연구에서는 1단계의 통계적 다중화만 고려하도록 한다.

이러한 트래픽의 특성과 통계적 다중화 효과를 고려하여 계산된 가상경로의 용량을 등가대역(equivalent capacity)이라고 한다. 등가대역의 계산방법 중 비교적 간단하고 많이 응용되는 방법으로는 가우스 근사법(Gaussian approximation)과 유체흐름 근사법(fluid flow approximation)이 있다(Guerin, 1991).

가우스 근사법은 각각의 가상채널연결들의 트래픽 특성이 평균비트율과 표준편차로 표현된다고 가정한다. 즉, n개의 연결이 다중화되고 그 각각에 대한 확률변수가 가우스 분포를 따른다고 할 때, 가우스 근사법에 의한 가상경로의 등가대역은 다음과 같이 주어진다.(각 기호에 대한 설명은 '부록'에서의 정의 참조.)

$$c_g(y_k) = \sum_{j=1}^{J} y_k^j m_j + \delta_k \sqrt{\sum_{j=1}^{J} y_k^j m_j (R_j - m_j)},$$

단, $\delta_k = \sqrt{2\ln\frac{1}{\varepsilon_{q(k)}} - \ln 2\pi}$.

반면 유체흐름 근사법에서는 개개의 가상채널연결이 활동기(active period)에는 최대비트율로 셀을 생성하지만 유휴기(silent period)에는 셀을 생성하지 않는다고 가정하는데, 이 방법에 의해 계산된 등가대역은 다음과 같다.(각 기호에 대한 설명은 '부록'에서의 정의 참조.)

$$c_f(y_k, x_k) = \sum_{j=1}^{J} \gamma(y_k^j, x_k),$$

$$\gamma(y_k^j, x_k) = R_j y_k^j \frac{\beta'_k - x_k + \sqrt{(\beta'_k - x_k)^2 + 4x_k \rho_j \beta'_k}}{2\beta'_k},$$

단, $\rho_j = \frac{m_j}{R_j}$, $\beta'_k = a_k b_j (1-\rho_j) R_j$, $a_k = \ln(\frac{1}{\varepsilon_{q(k)}})$.

등가대역을 계산하는 앞의 두 가지 방법은 트래픽 패턴의 변화에 따라 상호보완적인 특징을 가지고 있다(Guerin, 1991; Saito, 1994).

3. 기존연구현황

Ammar(Ammar, 1993) 등은 최초로 ATM망을 명시적으로 가정한 일대다 연결루팅 모형을 수립하였다. 즉, 가상경로의 설정을 수리모형에 구체적으로 포함하여, 대칭·비대칭의 가상경로를 사용하는 각각의 경우에 대해, 사용 대역폭의 크기, 가상경로의 개념 및 설정방법, 그리고 교환비용 등을 고려한 모형

을 제시하였다. 그러나, 그들의 모형은 통계적 다중화와 일대일 연결루팅을 고려하지 않았으며, 가상경로의 선택이 제약된다는 단점이 있다.

ATM망의 통계적 다중화와 일대일 · 일대다 연결루팅을 동시에 고려한 최초의 모형은 Kim(Kim, 1996)의 모형 MCAP이다. 아울러 Kim은 변수의 정수조건을 완화하고 링크용량 제약식을 벌금함수(penalty function)를 이용하여 목적함수에 포함시킨 후, Zoutendijk의 가능방향법(feasible direction method) (Bazaraa, 1993)을 적용한 해법을 제시하였다. 그러나 MCAP 모형에서는 문제 크기에 따라 제약식과 변수의 개수가 급속히 증가하는데 반해, Kim의 해법은 비선형 계획 해법이므로 중 · 대형망에 대해서는 매우 많은 계산시간을 소요하게 된다.

Kim의 연구와 관련한 연구로는 Chung 등의 연구(한국통신, 1995; Chung, 1999)를 들 수 있다. Chung 등은 MCAP의 초기 모형인 VCAP(Kim, 1995)을 개선한 모형 및 해법을 제시하였다. 일대일 연결루팅 모형인 VCAP은 가상경로설정에 있어서 가상경로의 QoS를 명시적으로 고려하지 않는 통합설정방식을 사용하기 때문에, QoS요구가 낮은 트래픽이 높은 등급의 QoS를 갖는 가상경로를 사용하게 되는 비경제적인 해를 도출할 수도 있다. 이에 대하여 Chung 등은 트래픽의 QoS뿐만 아니라 가상경로의 QoS도 명시적으로 고려한 확장모형 EVCAP을 수립하였다. 아울러 등가대역식의 선형근사 및 변수의 정수조건 완화를 통하여 가상채널할당과 버퍼용량설정에 관련된 두 개의 선형계획 문제를 반복적으로 푸는 해법을 제시하였다. 이 해법은 계산속도 면에서나 해의 질 면에서 매우 우수한 것으로 알려져 있다.

위의 연구들은 가상경로의 QoS(Kim의 연구) 또는 일대다 연결루팅(Chung 등의 연구)을 고려하지 않았기 때문에, 두 가지를 모두 고려하고자 하는 본 연구의 모형에 그대로 적용하기는 어렵다. 물론 MCAP에 가상경로의 QoS를 명시적으로 고려하여, Kim의 해법을 적용할 수도 있지만, 망의 크기가 증가할 경우에는 수치오차와 계산시간에 관련한 심각한 문제점들이 발생하게 된다. 따라서 대형망에서도 적정 수준의 해와 계산시간을 제공하는 효율적인 해법의 개발이 필요하다고 할 것이다.

4. 문제정의 및 모형의 분석

4.1 문제정의

ATM망에서의 일대일 연결루팅 및 일대다 연결루팅을 위해서는 망의 통계적 다중화와 가상경로의 QoS를 고려한 가상경로설정 모형이 요구된다. 본 연구에서는 Kim(Kim, 1996)의 모형 MCAP을 개선하여, 각 서비스 유형뿐만 아니라 가상경로의 QoS도 고려한 수리모형 EMCAP(Extended MCAP)을 제안하고, 이를 **'복수 일대다 연결루팅 모형'**이라고 정의한다. 구체적으로 본 연구가 다루는 문제는

1) ATM망의 물리적 토폴로지,
2) 각 노드간의 일대일 연결 트래픽 요구량,
3) 특정 소스와 다수의 노드간의 일대다 연결 트래픽 요구량,
4) 물리적 망의 각 링크용량

이 주어졌을 때, 각 트래픽의 요구량을 충족시키면서 소요되는 전체 비용을 최소화하기 위한 망의 논리적 토폴로지를 결정하는 문제이다. 이를 위해서는 가상경로설정(virtual path configuration) 문제와 가상채널경로배정(virtual channel routing) 문제를 동시에 해결하여야 한다.

4.2 수리모형

수리모형을 제시하기 이전에 모형의 명확성을 위해 다음을 가정한다.

첫째, ATM망의 물리적 제반사항은 주어진 것으로 가정한다.

둘째, 노드의 버퍼용량은 그 노드를 시점으로 하는 각각의 가상경로연결(VP Connection, VPC)에 할당된 버퍼용량의 합으로 정의한다. 즉 버퍼에 대한 통계적 다중화는 고려하지 않는다.

셋째, 모든 비용함수는 등가대역의 선형함수로 가정한다.

이상의 가정을 포함한 본 연구의 복수 일대다 연결루팅 모형은 다음과 같다.(기호는 '부록' 참조.)

복수 일대다 연결루팅 모형

$$\text{Min } \theta(y,x)=\sum_{(i,j)\in A} o_{ij}\Big[\sum_{k\in R(i,j)} c(y_k,x_k)\Big] + \sum_{k\in A}\zeta_k[x_k]+\sum_{k\in A} w_k[c(y_k,x_k)]$$

$$\text{s.t. } \sum_{k\in I^{+}(i;t)} f_k(s,d;j,t)-\sum_{k\in I^{-}(i;t)} f_k(s,d;j,t) = \begin{cases} r(s,d;j,t), & \text{if } i=s \\ -r(s,d;j,t), & \text{if } i=d, \\ 0, & otherwise \end{cases}$$

$$\forall s,d(s\neq d)\in \overline{N},\ j=1,\cdots,L,\ t=1,\cdots,Q \qquad (1)$$

$$\sum_{k\in I^{+}(i;t)} h_k(s,D;d,j,t)-\sum_{k\in I^{-}(i;t)} h_k(s,D;d,j,t) = \begin{cases} 1, & \text{if } i=s \\ -1, & \text{if } i=d, \\ 0, & otherwise \end{cases}$$

$$\forall d\in D,\ (s,D)\in \overline{D},\ j=1,\cdots,L,\ t=1,\cdots,Q \qquad (2)$$

$$z(s,D;j,t)\geq h(s,D;d,j,t),$$

$$\forall d\in D,\ (s,D)\in \overline{D},\ j=1,\cdots,L,\ t=1,\cdots,Q \qquad (3)$$

$$y_k^j=\sum_{(s,D)\in \overline{D}}\sum_{t=1}^{Q} z_k(s,D;j,t)a(s,D;j,t) + \sum_{s,d\in \overline{N}}\sum_{t=1}^{Q} f_k(s,d;j,t),\ \forall k\in \overline{A},\ j=1,\cdots,L \qquad (4)$$

$$\sum_{k\in I^{+}(i)} x_k\leq B_i,\quad \forall i\in \overline{N} \qquad (5)$$

$$\sum_{k\in R(i,j)} c(y_k,x_k)\leq C_{ij},\quad \forall (i,j)\in A \qquad (6)$$

$z=0/1$ 벡터, $f\geq 0$, $x\geq 0$: 정수, $h\geq 0$

위의 목적함수는 부록에 정의된 $A(P_k)$를 사용하여 다음과

같이 간단하게 나타낼 수 있다.

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

$$\text{단, } \Phi_k=\sum_{(i,j)\in A(P_k)} o_{ij}+\omega_k.$$

(1)은 일대일 연결루팅부분으로 최소비용흐름(minimum cost flow) 문제의 제약식이며, (2)와 (3)은 일대다 연결루팅부분으로서 Steiner arborescence(유방향 Steiner tree) 문제(Hwang, 1992)의 제약식과 동일하다. (4)는 k번째 VPC에 흐르는 j유형의 전체 트래픽을 계산하는 식이고, (5), (6)은 각각 버퍼용량 제약, 링크 용량 제약을 나타내는 식이다.

본 연구에서는 (6)에서의 등가대역식 $c(y_k,x_k)$으로 다음과 같은 Guerin(Guerin, 1991)의 식을 사용하였다.

$$c(y_k,x_k)=Min\{c_g(y_k),c_f(y_k,x_k)\}$$

$$=Min\Big\{\sum_{j=1}^{L}y_k^j m_j+\delta_k\sqrt{\sum_{j=1}^{L}y_k^j m_j(R_j-m_j)},$$

$$\sum_{j=1}^{L}R_j y_k^j\frac{\beta_k^j-x_k+\sqrt{(\beta_k^j-x_k)^2+4x_k\rho_j\beta_k^j}}{2\beta_k^j}\Big\}$$

위의 복수 일대다 연결루팅 모형은, 0/1 정수변수 및 오목함수(concave function)인 등가대역식을 포함하는 비선형 혼합정수계획 모형으로서 일반적인 최적화 기법의 적용이 어려운 문제이다. 따라서 본 연구에서는 문제의 구조적 특성분석과 등가대역식의 선형근사 및 용량제약식의 완화를 통하여, 비용 · 계산시간면에서 효율적인 휴리스틱 해법을 제시하고자 한다.

4.3 등가대역식의 선형근사 및 모형의 특성분석

본 연구에서는 오목성을 가짐으로써 문제의 난이도를 증가시키는 등가대역식 $c(y_k,x_k)$ 대신에 이를 과대평가(overestimate)하는 선형근사식을 사용하고, 아울러 모형의 특성으로부터 나타나는 분해가능성에 관해 고찰하였다.

등가대역식의 선형근사

가우스 근사식을 y_k^j에 관하여 미분하면 다음과 같다.

$$\frac{\partial c_g(y_k)}{\partial y_k^j}=m_j+\delta_k\frac{m_j(R_j-m_j)}{2\sqrt{\sum_{j=1}^{L}y_k^j m_j(R_j-m_j)}}$$

따라서 어떤 점 $y_k=\overline{y_k}$에서 가우스 근사식은 다음과 같이 선형근사할 수 있으며 이 식은 원래의 등가대역식을 과대평가하는 식이 된다.

$$c_g(y_k)\approx\hat{c}_g(y_k;\overline{y_k})=\nabla c_g(\overline{y_k})^T(y_k-\overline{y_k})+c_g(\overline{y_k}),$$

$$\text{단, } \nabla c_g(\overline{y_k})=\left(\frac{\partial c_g(y_k)}{\partial y_k^1},\cdots,\frac{\partial c_g(y_k)}{\partial y_k^L}\right).$$

한편, Chung등의 연구(한국통신, 1995; Chung, 1999)에 의하면 유체흐름 근사법에 의한 등가대역식은

$x_k<\min\{\beta_k^j;j=1,\cdots,L\}$ 라는 합리적인 가정하에 다음과 같은 선형식으로 근사할 수 있다.

$$\gamma(y_k^j,x_k)=R_j y_k^j\frac{\beta_k^j-x_k+\sqrt{(\beta_k^j-x_k)^2+4x_k\rho_j\beta_k^j}}{2\beta_k^j}$$

$$\approx R_j\,y_k^j\left(1-\frac{1-\sqrt{\rho_j}}{\beta_k^j}x_k\right)$$

$$c_f(y_k,x_k)\approx\hat{c}_f(y_k,x_k)=\sum_{j=1}^{L}R_j\,y_k^j\left(1-\frac{1-\sqrt{\rho_j}}{\beta_k^j}x_k\right)$$

이 식 또한 $0\le x_k\le\beta_k^j$에서 원래의 등가대역식을 과대평가하는 식이 된다.

모형의 특성분석

등가대역식의 선형근사를 통해, 본 연구가 다루는 문제의 모형은 x,y에 관한 쌍선형성(bilinearity)을 갖게 된다. 즉, x 또는 y가 어떤 특정값으로 고정되었을 때, 위 모형은 각각 y와 x에 관한 선형 정수계획 문제가 되는데, 이것은 본 연구의 해법 설계에 주된 역할을 하게 된다.

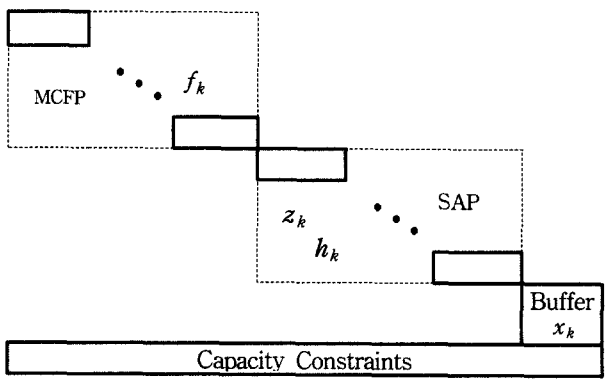


그림 1. 모형의 분해.
(MCFP: minimum cost flow problem,
SAP: Steiner arborescence problem)

복수 일대다 연결루팅 모형은 <그림 1>과 같이 마지막 링크용량 제약식을 제외한 나머지 부분이 여러개의 작은 문제들로 이루어져 있음을 알 수 있다. 즉, 링크 용량제약을 고려하지 않을 경우 첫 번째 블록은 최소비용흐름 문제의 제약식이며, 두 번째 블록은 Steiner arborescence 문제의 제약식, 그리고 세번째 블록은 버퍼에 관한 선형제약식이 된다. 결국 이러한 제약식들은 마지막의 링크용량 제약식에 의하여 결합(coupling)되는데, 이는 해법 개발에 있어서 분해기법의 이용을 고려하게 한다.

5. 해 법

복수 일대다 연결루팅 모형은 비록 정수변수와 목적함수 · 제약식에 오목함수를 포함하는 NP-hard문제이기는 하나, 등가대역식을 선형근사한 후에는 x와 y에 관한 쌍선형성을 갖게 된

복수 일대다 연결루팅 모형

단계 0 초기화

초기가능해 $(y, x) = (\bar{y}, \bar{x})$, $C_{new} \leftarrow \hat{\theta}(\bar{y}, \bar{x})$.

단계 1 부문제 $IP_y(\bar{y}, \bar{x})$

$C_{old} \leftarrow C_{new}$, $IP_y(\bar{y}, \bar{x})$의 최적해 $\tilde{y}$.

단계 2 부문제 $LP_x(\tilde{y}, \bar{x})$

$LP_x(\tilde{y}, \bar{x})$의 최적해 $\tilde{x}$.

$C_{new} \leftarrow \hat{\theta}(\tilde{y}, \tilde{x})$, $(\bar{y}, \bar{x}) \leftarrow (\tilde{y}, \tilde{x})$.

단계 3 종료조건

$\left| \frac{C_{old} - C_{new}}{C_{old}} \right| < \varepsilon$ 이면 종료.

그렇지 않으면 단계 1로.

$$* \hat{\theta}(y, x) = \sum_{(i,j) \in A} o_{ij}\left[\sum_{k \in P(i,j)} \hat{c}(y_k, x_k; \bar{y}_k) \right] + \sum_{k \in A} \zeta_k[x_k] + \sum_{k \in A} w_k[\hat{c}(y_k, x_k; y_k)]$$

$$\text{단, } \hat{c}(y_k, x_k; y_k) = Min\{\hat{c}_g(y_k; \bar{y}_k), \hat{c}_f(y_k, x_k)\}$$

다. 이러한 쌍선형성은 두 변수그룹을 따로 취급하게 하는 휴리스틱의 도입을 가능하게 하는데, 이는 현재의 해 $(\bar{y}, \bar{x})$에서 x를 $\bar{x}$로 고정했을 때 생기는 부문제 $IP_y(\bar{y}, \bar{x})$와, y를 $IP_y(\bar{y}, \bar{x})$의 해 $\tilde{y}$로 고정했을 때 생기는 부문제 $LP_x(\tilde{y}, \bar{x})$를 반복적으로 풂으로써 이루어진다. ($IP_y(\bar{y}, \bar{x})$, $LP_x(\tilde{y}, \bar{x})$에 대해서는 '부록' 참조.)

이상을 종합한 ATM망에서의 일대다 연결루팅을 위한 해법은 다음과 같다.

5.1 초기해

위의 모형에서 x를 0으로 놓고 구한 부문제 $IP_y(\bar{y}, \bar{x})$의 해를 y^0라 할 때, $(y^0, 0)$이 본 모형의 가능해가 됨은 자명하다. 따라서 $(y^0, 0)$를 초기해로 두기로 한다. 이때 등가대역식으로는 유체흐름 근사식의 선형근사식을 이용한다.

초기해에서 $x=0$, 즉 버퍼설치를 고려하지 않는 것은, ATM망과 같은 고속망에서 실시간 서비스를 제공하기 위해서는 버퍼를 두지 말자는 정책적인 면(Hsu, 1994)과, 실제로 버퍼는 VP의 경로설정과 목적함수값에 거의 영향을 주지 않는다는 실험적 연구결과(한국통신, 1995; Chung, 1999)를 반영한 것이다.

5.2 부문제 $IP_y(\bar{y}, \bar{x})$의 해법

$IP_y(\bar{y}, \bar{x})$는 비록 선형 정수계획 문제이기는 하나, 제약식의 수가 $O((|\bar{M}^3 + |\bar{M}^2|\bar{D}|)LQ)$, 변수의 수가 $O((|\bar{M}^2 + |\bar{M}|\bar{D}|)|\bar{A}|LQ)$인 대형문제로 전체를 한꺼번에 푸는 것은 컴퓨터 기억용량 한계상 거의 불가능할 뿐더러 바람직하지도 않다. 그대신 앞서 언급한대로, 링크용량 제약식을 제외하면 여러개의 작은 문제가 블록 대각구조를 이루고 있는 모형의 특징을 이용한 해법의 개발이 바람직할 것이다.

$IP_y(\bar{y}, \bar{x})$의 각 블록은 크게 두 개의 하부문제로 나뉘어지는데, 하나는 (다품종) 일대일 연결루팅 부분, 즉 최소비용흐름 문제이며, 다른 하나는 (다품종) 일대다 연결루팅 부분, 즉 Steiner arborescence 문제이다. 각 최소비용흐름 문제의 크기는 $O(|\bar{N}||\bar{A}|)$이고, 일대다 연결쌍 (s, D) $O(|\bar{N}||\bar{A}||D|)$에 대한 Steiner arborescence 문제의 크기는 이기 때문에 풀기가 비교적 용이하다. 따라서 문제 크기를 감안하면 링크용량 제약의 완화를 통하여 분해된 일련의 문제를 반복적으로 푸는 라그랑지 완화법(Lagrangian relaxation method)(Ahuja, 1993; Bazaraa, 1993; Fisher, 1981; Fisher, 1985) 등이 본 모형의 해법으로 적합할 것이다.

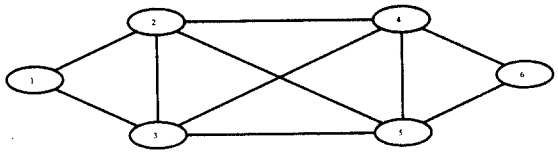
각각의 일대일 연결루팅부분은 최소비용흐름 문제이나, 완화된 식에서는 호의 용량제약이 없으므로 곧 최단경로(shortest path) 문제와 동일하게 된다. 따라서 효율적인 최단경로 해법을 적용할 수 있다. 부문제 $IP_y(\bar{y}, \bar{x})$에서 사용되는 호의 비용은 모두 비음이므로, 본 연구에서는 Dijkstra법을 Dial의 방식(Ahuja, 1993)으로 구현한 해법을 사용하였다.

일대다 연결루팅부분에 해당하는 Steiner arborescence 문제는 계산복잡도상 NP-hard로 분류되는 문제이다(Garey, 1979; Hwang, 1992). 따라서 본 연구에서는 최적 해법 대신 실험적으로 최적에 가까운 해를 제공한다고 알려져 있는 최단경로 휴리스틱(shortest path heuristic)(Bauer, 1996; Takahashi, 1980)을 이용하였다.

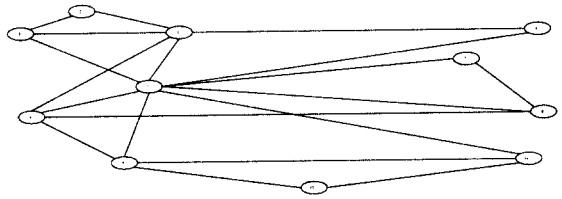
라그랑지 승수의 개선 방법으로 subgradient optimization 방법(Ahuja, 1993; Bazaraa, 1993) 을 사용하였다. 이 방법은 비록 단순하기는 하나 대부분의 문제에서 적정의 수행도를 나타내는 것으로 알려져 있다.

5.3 부문제 $LP_x(\tilde{y}, \bar{x})$의 해법

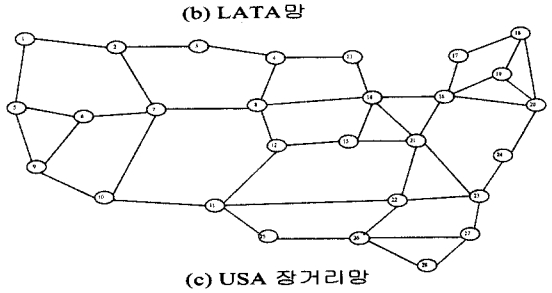
$LP_x(\tilde{y}, \bar{x})$는 y가 $\tilde{y}$로 고정된 상태에서의 x에 관한 정수계획 문제가 된다. 그러나 본 연구에서는 이를 정수계획 해법으로 풀기보다는, 이전의 연구(한국통신, 1995; Chung, 1999)에서와 같이 x의 정수조건을 완화하여 문제를 푼 후 최종해에서 flooring 등에 의해 정수성(integrality)을 회복시키는 방법을 취하였다. 이와 같이 x를 연속적인 변수로 취급할 경우 $LP_x(\tilde{y}, \bar{x})$는 변수에 상한이 있는 선형계획문제가 되며 크기가 $O((|\bar{M}| + |A|)|\bar{A}|)$이기 때문에, 앞의 $IP_y(\bar{y}, \bar{x})$에 비하여 풀기가 용이하다. 본 연구에서는 $LP_x(\tilde{y}, \bar{x})$를 푸는데 있어서 상용코드인 CPLEX ver 4.0을 사용하였다.



(a) 소형망



(b) LATA망



(c) USA 장거리망

그림 2. 실험에 사용된 망.

6. 실험 설계 및 결과

6.1 실험에 사용된 망

실험에 사용된 망은 <그림 2>에서와 같은 세가지 종류이다. 첫 번째 소형망은 Kim의 연구(Kim, 1995; Kim, 1996)에서 사용된 망이며, 두 번째 LATA망(Local Access and Transmission Area Network)과 세 번째 USA 장거리망(USA long-haul network)은 Chung 등의 연구(Chung, 1999)에서 사용된 중·대형망이다.

후보 VPC(candidate VPC)는 k-최단경로(*k*-shortest path) 해법을 이용하여 각 노드쌍에 대해 3개씩 구성하였고, QoS 유형은 $10^{-4}, 10^{-6}, 10^{-8}$ 등 3종류로 하였다. 따라서 USA 장거리망의 경우, 전체 후보 VPC는 6804(=28 · 27 · 3 · 3)개가 된다.

트래픽 유형은 이전의 연구(Chung, 1999; Kim, 1995; Kim, 1996)에서와 같이 데이터, 정지화상, 음성 등 3가지로 하였으며, <표 1>에 각 유형의 성질을 정리하였다.

목적함수에 포함되는 각각의 단위비용들도 이전의 연구(Chung, 1999; Kim, 1995; Kim, 1996)에서와 같이

표 1. 트래픽 유형별 성질

	데이터	정지화상	음성
최대비트율(Mbps)	10	2	0.064
평균비트율(Mbps)	1	0.087	0.021
버스트길이(msec)	14.3736	55.2048	38.4250

표 2. 각 망에 관한 패러미터

	소형망	LATA망	USA망
$\|N\|$, $\|A\|$	6, 20	11, 42	28, 90
$\|\overline{N}\|$, $\|\overline{A}\|$	6, 270	11, 990	28, 6804
링크용량(Gbps)	0.40~0.60	0.95~1.20	5.0~6.5
버퍼용량(Mbps)	10	10	10
ζ	0.001	0.001	0.001
ω	0.1	0.1	0.05~0.4
o	2	2	0.5 ~ 4
Ω	1	1	0.5 ~ 4
일대일 연결쌍의 개수	270	990	6804
일대다 연결쌍의 개수	54	99	252
각 일대다 연결쌍에서 수신자 노드의 개수	3	4	8
전체 변수개수	131,490	1,471,140	61,732,692
전체 제약식의 개수	2,780	15,695	249,094

$o_{ij}(=o)=2$, $\forall (i,j)\in A$, $\Omega_k(=\Omega)=1$,

$\omega_k(=\omega)=0.1\Omega$, $\zeta_k(=\zeta)=0.001$, $\forall k\in\overline{A}$

을 기본값으로 하였고, 일대일 및 일대다 연결루팅 트래픽 요구량은 데이터, 정지화상, 음성 등 각 트래픽 유형별로 (1, 20), (2, 18), (1, 500)의 범위에서 무작위로 생성하였다.

6.2 실험 설계

본 연구에서는 다음과 같은 세 가지 방향으로 실험을 수행하였다.

첫 번째로, 해법이 링크용량비용과 VC 교환비용간의 trade-off를 올바로 반영하고 있는가에 대한 실험을 하였다. 즉, $\frac{\Omega}{o}$ 가 커지면 통계적 다중화에 의한 이득보다 VC 교환비용이 목적함수에 미치는 영향이 클 것이므로, VC 교환을 줄이는 것이 경제적이며 이는 전체 사용되는 VPC 개수의 증가로 나타날 것이다. 반대로 $\frac{\Omega}{o}$ 가 작아지면 전체 사용되는 VPC의 개수는 감소할 것으로 예상할 수 있다.

두 번째로는 링크용량의 변화에 따른 목적함수의 값의 변화를 관찰하였다. 링크용량이 커질수록 목적함수값은 당연히 감소해야 하기 때문에 이 실험의 결과로써 해법이 올바로 수행되는가 여부(robustness)를 알 수 있다. 단, 이때 사용되는 VPC 개수는 앞의 실험결과와 유사한 양상을 보이므로 표기를 생략하였다.

세 번째는 Kim의 MCAP 모형 해법인 Zoutendjik의 가능방향법(Kim, 1996)과의 비교실험이다. MCAP 모형은 가상경로의 QoS를 명시적으로 고려하지 않으므로 이를 본 연구의 모형과 직접 비교하는 것은 무리가 있겠으나, MCAP에서의 트래픽 요구량을 다음과 같이 설정한다면 두 모형에 대한 어느 정도의

표 3. 링크용량 비용 o 고정(o=1)

VC교환비용 Ω		1	2	3	4	5
Iteration		6	7	5	10	7
CPU time(sec)		1322	1075	819	1151	1140
사용된 VPC 개수	전 체	201	287	395	482	591
	QoS 1	136	183	259	304	352
	QoS 2	50	75	94	118	156
	QoS 3	15	29	42	60	83

비교는 가능하다. 즉, 가상경로의 QoS를 고려하지 않는다는 것은 서비스 유형은 같으나 QoS 등급이 다른 트래픽을 동일한 등급의 VPC를 통하여 흐르게 한다는 의미이기 때문에, MCAP에서의 각 유형별 트래픽 요구량은 본 모형에서 동일 유형의 트래픽 요구량을 QoS에 대하여 합한 것과 같게 된다. 아울러 이때 VPC의 등급은 서비스하는 트래픽 중 가장 높은 QoS를 요구하는 것과 동일한 것으로 주어져야 한다.

물론 Kim의 해법을 변형하여 가상경로의 QoS까지 고려하게 할 수도 있겠으나, 본 연구의 해법과 Kim의 해법과의 주된 비교목적이 총 계산시간에 대한 것이니 만큼, 더 많은 계산 시간을 소요할 것으로 예상되는 그와 같은 방법은 택하지 아니하였다.

6.3 실험 결과

링크용량비용(o) vs VC 교환비용(Ω) 해법의 타당성 검증

이에 대한 실험은 <그림 2-c>의 USA 장거리망에 대하여 수행하였다.

<표 3>과 <표 4>에서 보듯이 $\frac{\Omega}{o}$ 가 커지면 전체 사용되는 VPC의 개수가 감소하고, 반대로 $\frac{\Omega}{o}$ 가 작아지면 사용되는 VPC의 개수가 증가한다. 따라서 본 연구의 모형 및 해법이 두 비용간의 trade-off를 올바로 반영한다는 것을 알 수 있다.

표 4. VC 교환비용 Ω 고정($\Omega = 1$)

링크용량비용 o		1	2	3	4	5
Iteration		6	8	6	4	6
CPU time(sec)		894	1093	901	700	901
사용된 VPC 개수	전 체	201	196	192	187	169
	QoS 1	136	130	123	123	118
	QoS 2	50	47	51	47	37
	QoS 3	15	19	18	17	14

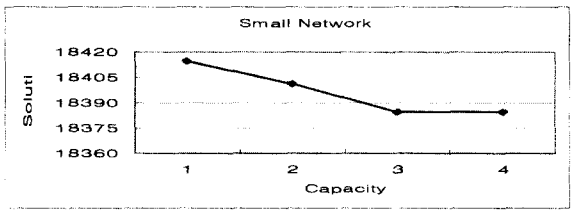
링크 용량에 따른 목적함수값의 변화 - 해법의 견실성(Robustness)

<표 5>와 <그림 3>은 링크용량 증가에 따른 목적함수값의 변화를 나타낸다.(<그림 3>은 각 망의 첫 번째 instance에 대해 용량변화에 따른 목적함수값의 변화를 도시한 것임.) 예상대로 링크의 용량이 증가할수록 목적함수값이 대체로 감소하였다.

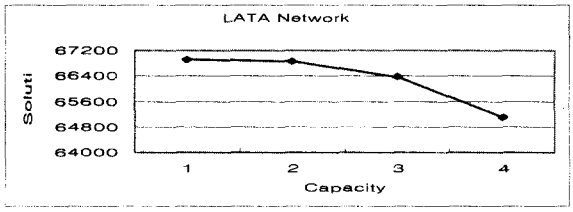
표 5. 링크 용량에 따른 목적함수값의 변화

		링크 용량(Gbps)			
소형망	No.	0.45	0.50	0.55	0.60
	1	18414.8	18401.4	18384.8	18384.8
	2	15677.5	15667.7	15667.7	15667.7
	3	17955.3	17965.1*	17947.3	17906.5
	4	18307.7	18241.6	18234.5	18232.0
LATA망	No.	0.95	1.00	1.10	1.20
	1	66925.7	66851.3	66365.7	65091.6
	2	66947.8	66650.6	66497.8	66410.6
	3	67061.7	67061.3	66807.7	66745.6
	4	65346.5	65322.3	65029.4	64673.2
USA 장거리망	No.	5.0	5.5	6.0	6.5
	1	573757	567339	567015	567158*
	2	565634	561036	557038	558746*
	3	567956	567189	564031	560932
	4	572228	565582	563825	561504

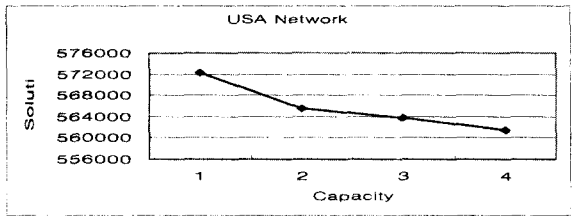
* 표시된 부분은 링크용량이 증가했음에도 불구하고 목적함수값이 오히려 증가한 경우



(a) 소형망



(b) LATA망



(c) USA망

그림 3. 링크용량 증가에 따른 목적함수값의 변화.

그러나 <표 5>에서 *로 표시된 부분과 같이, 링크용량이 증가했음에도 불구하고 목적함수값이 오히려 증가한 경우도 있었다. 그다지 자주 일어나는 현상은 아니지만, 이는 등가대역식의 선형근사로 인한 오차 및 라그랑지 승수의 개선방법으로 사용된 subgradient optimization의 한계에 의한 것으로 여겨진다. 또한 Steiner arborescence 문제를 풀 때 사용되는 최단경로 휴리스틱이 최적 해법이 아니라는 사실도 어느 정도 영향을 끼친

표 6. MCAP 모형과의 비교실험

No.	Kim의 알고리즘			본 연구의 알고리즘		
	CPU time (sec)	목적 함수값	사용된 VPC 개수	CPU time (sec)	목적 함수값	사용된 VPC 개수
1	9055.31	15738.5	26	16.87	15610.9	20
2	35416.32	20198.2	63	15.50	19867.0	26
3	30586.46	16088.6	60	13.89	15315.7	24
4	9042.65	21367.6	63	27.87	20479.1	30
5	34402.08	23437.9	30	12.41	23370.2	22

것으로 추정된다.

MCAP 모형과의 비교실험

Kim의 MCAP 모형과의 비교실험은 <그림 2-a>의 소형망에서 수행하였다. 이는 MCAP이 비선형 계획 해법인 Zoutendijk의 가능방향법을 사용하고 있어서 중・대형망에서는 지나치게 많은 수행시간을 소요하기 때문이다.

실험에 사용된 instance는 단위비용과 트래픽 요구량을 변화시켜 5가지를 생성하였으며, 비교실험 결과는 <표 6>과 같다.

<표 6>에서 보듯이 CPU 시간, 목적함수값, 사용된 VPC의 개수 등 모든 면에서 본 연구의 해법이 Kim의 해법보다 효율적임이 입증되었다.

또한 Kim의 해법은 instance에 따라 CPU 시간, 사용된 VPC의 개수 등이 급격히 변동하는데 비해, 본 연구의 해법은 instance와는 무관하게 비교적 안정적인 결과를 보였다. 특히 CPU 시간면에서의 개선은 인상적이며, 이로부터 본 연구의 해법은 중・대형망에서도 적정 시간내에 해를 제시할 수 있을 것으로 기대된다. 그리 유의미한 차이는 아니지만 목적함수값에서도 어느 정도의 개선이 이루어졌는데, 이는 해법에 의한 차이라기 보다는 ATM망 설계에 있어서 가상경로의 QoS를 명시적으로 고려하는 것이 비용면에서 좀더 효율적임을 입증하는 것이라 하겠다.

표 7. 쌍대간격 추정값

	No.	CPU time(sec)	하한	목적 함수값	쌍대간격 비율(%)
소형망	1	23.14	18210.7	18384.8	0.96
	2	17.23	15512.6	15667.7	1.00
	3	14.87	17804.5	17947.3	0.80
	4	17.02	18141.2	18234.5	0.51
LATA망	1	48.97	65624.2	66365.7	1.13
	2	43.81	65123.2	66497.8	2.11
	3	49.96	66131.0	66807.7	1.02
	4	42.92	63848.9	65029.4	1.85
USA 장거리망	1	2166.83	552141	567015	2.69
	2	1980.89	546915	557038	1.85
	3	1964.95	552601	564031	2.07
	4	2563.71	552281	563825	2.09

* 쌍대간격비율(%)=(목적함수값-하한)/하한×100

쌍대간격 추정값(Duality Gap Estimate)

앞서 언급했듯이 본 연구의 모형은 오목함수 형태의 등가대역식을 포함하는 대형의 비선형 혼합정수계획 문제이므로, 최적해에 대한 하한을 구하기가 매우 어렵다. 따라서 본 연구에서는 완화된 문제의 목적함수값을 하한으로 하여, 제시된 해가 국소최적해(local optimum)에 얼마나 근접해 있는지 알아보고자 한다. 그러나 완화된 문제를 푸는 해법상의 한계 때문에 그 목적함수값을 진정한 하한으로 인정하기는 어렵다. 따라서 이때의 목적함수값들의 차이를 '쌍대간격' 대신에 '쌍대간격 추정값(duality gap estimate)'이라고 부르기로 한다.

<표 7>에서 보듯이 거의 대부분의 경우에 있어서 쌍대간격 추정값의 비율이 하한의 1~2% 내외였다. 이로 미루어 보아 본 연구의 해법이 제시한 해는 거의 국소최적해에 근접해 있을 것으로 추정된다.

7. 결론 및 추후연구방향

본 연구가 다루고 있는 주제는 가상경로를 이용한 ATM망에서의 복수 일대다 연결루팅 모형으로서 이는 오목함수의 등가대역식을 포함하는 비선형 정수계획 문제이다. 더구나 이 문제는 해당 망의 크기에 따라 변수의 개수가 기하급수적으로 증가하는 대형 문제이기 때문에 효율적인 해법의 개발이 몹시 난해하다. 이에 대하여, 막대한 계산시간이 소요되고 적용 폭을 제한하는 비선형계획 해법(Zoutendijk의 가능방향법(Bazaraa, 1993))을 사용한 기존의 연구(Kim, 1996)와는 달리, 본 연구에서는 등가대역식의 국지적 선형근사와 모형의 구조적 특성을 이용한 해법을 제시하였다. 즉, 등가대역식의 선형근사를 통하여 문제를 bilinear programming 문제로 변환하였으며, 용량제약식의 완화를 통하여 문제를 다수의 최단경로문제, Steiner arborescence 문제, LP 문제 등으로 분해하였다. 따라서 각각의 부문제에 효율적인 해법(Dijkstra법, 최단경로 휴리스틱, 단체법 등)을 적용할 수 있게 되었다. 실험결과 통계적 다중화로 인한 용량비용의 감소와 다수의 가상경로 사용으로 인한 교환비용의 감소사이의 trade-off를 최적에 근접한 수준으로 구할 수 있었다. 또한 목적함수값은 동일한 수준으로 유지하면서 계산시간은 기존의 방법에 비해 극적으로 줄임으로써 기존의 방법으로는 풀 수 없었던 대형망에서의 루팅문제를 해결할 수 있었다.

본 연구의 해법은 라그랑지 승수를 사용한 완화 해법이기 때문에, 이 승수를 매 반복단계마다 어떻게 수정할 것인가가 수행도에 중요한 영향을 끼치게 된다. 본 실험에서는 비교적 간단한 subgradient optimization 방법을 사용하였으나, 해의 개선이 일률적이지 않고 개선폭의 변화도 심하여 해법의 정지기준(stopping rule)을 정하기가 어려운 단점이 있었다. 이것은

문제 자체가 난이도가 큰 대형 비선형 정수계획 문제이기 때문에 기인하는 문제로서 본 해법의 골격을 유지한 상태에서의 이론적인 해결은 어렵다고 보며, 해법의 단계크기(step size)나 다른 패러미터들을 조정하면서 실험적으로 해결해야 할 것으로 여겨진다.

해법의 보완이라는 측면에서 고려하여할 추후 연구방향은 다음과 같다.

첫째로, 흐름모형화(flow formulation) 및 링크용량 제약식의 완화를 통한 분해해법을 제시한 본 연구와는 달리, 경로모형화(path formulation) 및 열제조법(column generation method) 등을 이용한 또다른 분해기법의 사용을 검토할 수 있다. 이 방법은 논리적 망을 구성하는 데 있어서 3개씩의 후보 VPC만을 고려했던 실험상의 한계도 극복할 수 있을 것으로 생각된다.

다음으로 전체 최적화(global optimization) 기법(Horst, 1990) 및 유전 해법 · simulated annealing 등의 메타 휴리스틱의 도입을 고려할 수 있다. 이는 등가대역식의 오목성으로 인한 해석적(analytic) 해법 개발의 어려움을 현실적으로 해소할 수 있는 대안이 될 수 있을 것이다.

더 나아가 본 연구의 결과는 망자원관리의 또 하나의 중요한 문제인 링크용량설정(link dimensioning) 문제를 위한 해법 개발의 중요한 기초가 될 수 있으리라고 여겨진다. 본 모형은 루팅을 위한 모형이나 다소의 수정을 하면 링크용량설정 문제로 전환할 수 있는데, 이에 대한 연구결과는 추후에 제시하도록 하겠다.

참고문헌

한국통신 (1995), *BISDN 구축요소 알고리즘 개발*, 최종보고서.

한국통신 (1996), *BISDN 설계 및 계획기법에 관한 연구*, 최종보고서.

한국통신 (1997), *BISDN 설계 및 계획기법에 관한 연구*, 최종보고서.

한국통신 (1998), *BISDN 설계 및 계획기법에 관한 연구*, 최종보고서.

Ahuja, R. K., Magnanti, T. L. and Orlin, J. B. (1993), *Network Flows : Theory, Algorithms, and Applications*, Prentice-Hall, New Jersey.

Ammar, M. H., Cheung, S. Y. and Scoglio, C. M. (1993), Routing multipoint connections using virtual paths in an ATM Network, *IEEE INFOCOM '93*, 98-105.

Bauer, F. (1996), Multicast Routing in Point-to-Point Networks Under Constraints, Ph.D. Dissertation, Department of Computer Engineering, University of California, Santa Cruz.

Bazaraa, M. S., Sherali, H. D., and Shetty, C. M. (1993), *Nonlinear Programming : Theory and Algorithms*, John Wiley & Sons Inc.

Burgin, J. and Dorman, D. (1991), Broadband ISDN resource management : The role of virtual path, *IEEE Communications Magazine*, 44-48.

Chung, S. J., Hong, S. P. and Song, H. G. (1999), Towards real-time optimal management of VP in ATM Nets, *Telecommunication Systems*, to appear.

Fisher, M. L. (1981), The lagrangian relaxation method for solving integer programming problems, *Management Science*, 27, 1-18.

Fisher, M. L. (1985), An applications oriented guide to lagrangian relaxation, *Interfaces*, 15, 10-21.

Garey, M. R. and Johnson, D. S. (1979), Computers and Intractability : Guide to the Theory of NP- completeness, Bell Laboratories, Murray Hill.

Guerin, R., Ahmadi, H. and Naghshshineh, M. (1991), Equivalent capacity and its application to bandwidth allocation in high-speed networks, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 968-981.

Horst, R. and Tuy, H. (1990), *Global Optimization : Deterministic Approaches*, Springer-Verlag, Berlin.

Hsu, I. and Warland, J. (1994), Admission Control for ATM Networks, *Proc. IMA Workshop on Stochastic Networks*.

Hwang, F. K., Richards, D. S. and Winter, P. (1992), The Steiner Tree Problem, Annals of Discrete Mathematics 53, Elsevier Science Publishers B.V., Amsterdam.

Kim, S. B. (1995), An optimal establishment of virtual path connections for ATM networks, *IEEE INFOCOM '95*, 72-79.

Kim, S. B. (1996), An optimal VP-based multicast routing in ATM networks, *IEEE INFOCOM '96*, 1302-1309.

Onvural, R. O. (1994), Asynchronous Transfer Mode Net- works : Performance Issues, Artech House.

Prycker, M. (1995), Asynchronous Transfer Mode : Solution for Broadband ISDN, Prentice-Hall, Europe.

Ramanathan, C.S. (1996), An algorithm for multicast tree generation in networks with asymmetric links, *IEEE INFOCOM '96*, 337-344.

Saito, H. (1994), Teletraffic Technologies in ATM Networks, Artech House.

Takahashi, H. and Matsuyama, A. (1980), An approximate solution for the steiner problem in graphs, *Math. Japonica*, 24, 573-577.

부 록

복수 일대다 연결루팅 모형에서의 표기법

- $G=(N, A)$: ATM 물리적 기간망.
- $N[A]$: 물리적 망의 노드[유방향 링크]의 집합.
- $\overline{N}[\overline{A}]$: 가상채널연결(VCC)의 교환이 일어나는 노드[가상경로연결(VPC)]의 집합.
- P_k : k번째 VPC.
- $s, d[(s, D)]$: 송신자 노드, 수신자 노드[의 집합].
- $\overline{D}$: 일대다 연결 쌍 (s, D) 의 집합.
- L : 트래픽 유형의 수.
- Q : QoS 유형의 수. 단, $i<j$ 이면, $QOS_i > QOS_j$.
- $q(k)$: k번째 VPC의 QoS 유형, $q(k)\in\{1, \cdots, Q\}$.
- $\Gamma^-(i;t)[\Gamma^+(i;t)]$: 노드 i를 종점으로[시점으로] 하는 $q(k)\le t$ 인 VPC k의 집합.
- $\Gamma^+(i)$: 노드 i를 시점으로 하는 모든 VPC의 집합, 즉, $\Gamma^+(i;1)\cup\cdots\cup\Gamma^+(i;Q)$.
- $P(i, j)$: 물리적 링크 (i, j) 를 지나는 VPC 집합.
- $A(P_k)$: P_k가 지나는 물리적 링크의 집합, 즉, $\{(i, j)\in A; k\in P(i, j)\}$.
- $f_k(s, d; j, t)$: 일대일 연결에서 P_k를 지나는 연결쌍 (s, d), 트래픽유형 j, QoS유형 t 인 VCC의 수.
- $h_k(s, D; d, j, t)$: 일대다 연결에서, 연결쌍(s, D), 송신자 노드 $d(\in D)$, 트래픽유형 j, QoS유형 t 인 VCC가 P_k를 지날 것인가를 나타내는 변수.

- $z_k(s, D; j, t)$: 트래픽유형이 j이고, QoS유형이 t인 (s, D) 일대다 연결에서, P_k가 사용되는가에 대한 지시변수.
- y_k^j : 트래픽유형이 j이고, P_k를 지나는 VCC의 수.
- y_k : y_k^j의 벡터, 즉, $(y_k^1, \cdots, y_k^L)$.
- x_k : P_k에 할당된 버퍼량.
- $y[x]$: $y_k[x_k]$의 벡터,
  즉, $y=(y_k, k\in\overline{A})$,[$x=(x_k, k\in\overline{A})$].
- $c(y_k, x_k)$: P_k의 등가대역.
- $r(s, d; j, t)$[$a(s, D; j, t)$] : 일대일[일대다] 연결루팅에서, 연결쌍 (s, d)[연결쌍 (s, D)], 트래픽유형 j, QoS유형 t인 VCC의 트래픽 요구량.
- C_{ij} : 물리적 링크 (i, j)의 용량.
- B_i : 노드 i의 버퍼 용량.
- $o_{ij}(u)$: 물리적 링크 (i, j)의 사용용량이 u일 때 발생하는 용량비용함수.
- $\zeta_k(x)$: P_k에 할당된 버퍼 크기가 x일 때 버퍼비용함수.
- $w_k(u)$: P_k의 용량이 u일 때 종점을 제외한 노드에서 발생하는 제어비용함수.
- $\Omega_k(u)$[$\omega_k(u)$] : 트래픽이 u일 때, P_k에서 발생하는 VC[VP] 교환비용.
- m_j[R_j, ρ_j, b_j] : 트래픽 유형 j의 평균비트율[최대비트율, 활용도(utilization), on-기간 동안의 평균체류시간(burst length)]각 비용함수가 선형이라고 하면, $o_{ij}(u)$, $\zeta(x)$, $w_k(u)$ 는 다음과 같이 된다.

  $o_{ij}(u) = o_{ij}u,\ \zeta_k(x)=\zeta_k x,$

  $w_k(u) = \Omega_k u+(|P_k|-1)\omega_k u,$

  단, $|P_k|=$ P_k가 지나는 링크의 개수.

부문제 $IP_y(\bar{y}, \bar{x})$

$$\text{Min} \sum_{k\in I(\bar{y},\bar{x})} \Phi_k \hat{c}_f(y_k, \overline{x_k}) + \sum_{k\in J(\bar{y},\bar{x})} \Phi_k \hat{c}_g(y_k)$$

$$\text{s. t.} \sum_{k\in I^{out}(i;t)} f_k(s, d; j, t) - \sum_{k\in I^{in}(i;t)} f_k(s, d; j, t)$$

$$= \begin{cases} r(s, d; j, t), & \text{if } i=s \\ -r(s, d; j, t), & \text{if } i=d, \\ 0, & otherwise \end{cases}$$

$$\forall s, d(s\neq d)\in\overline{N},\ j=1,\cdots,L,\ t=1,\cdots,Q$$

$$\sum_{k\in I^{out}(i;t)} h_k(s, D; d, j, t) - \sum_{k\in I^{in}(i;t)} h_k(s, D; d, j, t)$$

$$= \begin{cases} 1, & \text{if } i=s \\ -1, & \text{if } i=d, \\ 0, & otherwise \end{cases}$$

$$\forall d\in D,\ (s, D)\in\overline{D},\ j=1,\cdots,L,\ t=1,\cdots,Q$$

$$z(s, D; j, t)\geq h(s, D; d, j, t),$$

$$\forall d\in D,\ (s, D)\in\overline{D},\ j=1,\cdots,L,\ t=1,\cdots,Q$$

$$y_k^j = \sum_{(s,D)\in\overline{D}} \sum_{t=1}^{Q} z_k(s, D; j, t)a(s, D; j, t)$$

$$+ \sum_{s,d\in N} \sum_{t=1}^{Q} f_k(s, d; j, t),\quad \forall k\in\overline{A},\ j=1,\cdots,L$$

$$\sum_{k\in I(\bar{y},\bar{x})\cap P(i,j)} \hat{c}_f(y_k, \overline{x_k}) + \sum_{k\in J(\bar{y},\bar{x})\cap P(i,j)} \hat{c}_g(y_k) \leq C_{ij},$$

$$\forall (i, j)\in A$$

$z=0/1$ 벡터, $f\geq 0$: 정수, $h\geq 0$

단, $\Phi_k = \sum_{(i,j)\in A(P_k)} o_{ij} + w_k,\quad \forall\ k\in\overline{A}$

$$I(\bar{y}, \bar{x}) = \{k\in\overline{A} :\ \hat{c}_f(\overline{y_k}, \overline{x_k}) \leq \hat{c}_g(\overline{y_k})\}$$

$$J(\bar{y}, \bar{x}) = \{k\in\overline{A} :\ \hat{c}_f(\overline{y_k}, \overline{x_k}) > \hat{c}_g(\overline{y_k})\}$$

부문제 $LP_x(\tilde{y}, \bar{x})$

$$\text{Min} \sum_{k\in I(\tilde{y},\bar{x})} \Phi_k \hat{c}_f(\tilde{y_k}, x_k) + \sum_{k\in\overline{A}} \zeta_k x_k$$

$$\text{s. t.} \sum_{k\in I^{in}(i)} x_k \leq B_i,\qquad \forall i\in\overline{N}$$

$$\sum_{k\in I(\tilde{y},\bar{x})\cap P(i,j)} \hat{c}_f(\tilde{y_k}, x_k) \leq \tilde{C_{ij}},\quad \forall (i, j)\in A$$

$$0\leq x_k\leq Min\{\beta_k^j : j=1,\cdots,L\},\quad \forall\ k\in\overline{A}$$

단, $\Phi_k = \sum_{(i,j)\in A(P_k)} o_{ij} + w_k,\quad \forall\ k\in\overline{A}$

$$I(\tilde{y}, \bar{x}) = \{k\in\overline{A} :\ \hat{c}_f(\tilde{y_k}, \overline{x_k}) \leq \hat{c}_g(\tilde{y_k})\}$$

$$J(\tilde{y}, \bar{x}) = \{k\in\overline{A} :\ \hat{c}_f(\tilde{y_k}, \overline{x_k}) > \hat{c}_g(\tilde{y_k})\}$$

$$\tilde{C_{ij}} = C_{ij} - \sum_{k\in J(\tilde{y},\bar{x})\cap P(i,j)} \hat{c}_g(\tilde{y_k}),\ \forall (i, j)\in A$$