

ATM 망에서의 가상경로 설계

正會員 박 구 현*, 신 용 식*,

Virtual Path Design in ATM Network

Koohyun Park*, Yongsik Shin*, *Regular Members*

본 연구는 한국과학재단(941-1000-032-2) 지원에 의하여 수행되었습니다.

要 約

단일 트래픽 클래스에 대해서 ATM DCS로만 구성되는 초기의 가상경로 설계 연구에서 복수의 트래픽 클래스를 갖으며 각 트래픽 클래스에 대해서는 가상경로 집합이나 양종단이 주어지지 않은 일반 망구조 상황에서의 가상경로망 설계 연구가 요구된다. 본 논문은 복수 트래픽 클래스와 일반 망구조 상황에서의 가상경로망 설계를 위한 모형을 제시한다. 설계 모형은 특별한 형태의 최적화 문제로 표현되는 데 이를 효과적으로 해결하기 위해 최근에 개발된 SQA법[3, 4]을 적용하여 최적 가상경로를 설계한다. 실제 수치예에 대해서 제시한 가상경로망 설계 모형과 해법을 적용하며 그 결과를 소개한다.

Abstract

The previous study of virtual path design for one traffic class with ATM DCS only should be generalized to that for the multiple traffic class cases of being given neither virtual path candidate set nor end nodes of each virtual path. In this paper, a design model of virtual paths for the general case with multiple traffic classes is suggested. The model is represented as an optimization problem with a special structure. It is solved by SQA algorithm, which is developed by authors in [3, 4]. The model and the algorithm are applied to a numerical example, and results are shown.

I. 서 론

다양한 트래픽 특성을 갖는 여러 종류의 BISDN 서비스를 수용하기 위해 ATM망이 제시되었다. ATM망에서 서비스 호의 연결수락 및 경로설정 등의 트래픽 제어와 서비스 관리는 서비스 트래픽 클래스별 가상경로망을 기본으로 운영되기 때문에 효율적인 망 운영을 위해서는 서비스 트래픽 클래스별 가상경

*홍익대학교 산업공학과
Dept. of Industrial Engineering, Hong-Ik University
論文番號:96068-0221
接受日字:1996年 2月 21日

로 설계가 선행되어야 한다.

기존 가상경로 설계연구는 Kim[10]의 연구를 제외하고는 대부분 단일 트래픽 클래스에 대한 가상경로 설계모형이다. ATM망에서 서비스 트래픽을 클래스로 나누는 이유는 상이한 트래픽 특성을 갖으며 서로 다른 수준의 서비스 품질(QoS) 및 서비스 등급(GOS)을 요구하는 클래스별로 서비스 관리 및 트래픽 제어를 효율적으로 하기 위함이다. 따라서 트래픽 클래스별로 트래픽 수요는 물론 서비스 품질 및 서비스 등급을 고려하여 물리 링크별 대역폭이 할당되어야 한다. 여기서 클래스별 물리 링크의 대역폭 할당에는 클래스별 가상경로 설계를 반영하여 결정하는 것이다. 따라서 ATM망의 특성을 고려한 올바른 가상경로 설계 모형은 복수 트래픽 클래스를 전제로 하여야 하고 트래픽 클래스별 서비스 품질 및 서비스 등급이 고려된 가상경로망을 제공할 수 있어야 한다. 이러한 의미에서 단일 트래픽 클래스 가상경로 설계 모형은 하나의 물리 링크에 복수 클래스의 트래픽에 의한 상호작용이 생략되는 한계가 있다.

초기의 가상경로 설계 연구[9, 12]는 단일 트래픽 클래스 모형이면서 가상경로가 종단간 direct route인 단순한 모형이다. 이는 기간 전송망의 DCS(Digital Cross-connect System)가 대역폭 할당에 융통성이 있는 ATM DCS로 대체되는 ATM 망을 전제로 했기 때문이다. 즉 트래픽 특성에 따라 트래픽 클래스를 구분하지 않고 가상경로를 설계하였으며 트래픽 수요를 만족케 하는 가상경로는 ATM DCS 망의 종단간 direct route가 된다. 이러한 가상경로 설계 연구는 가상경로의 후보 집합이 주어지는 경우의 설계 연구[9, 10, 12]와 가상경로 후보 집합이 주어지지 아니한 경우의 설계 연구[5]로 나누어진다. 종단간 direct route로서 가상경로가 주어진 경우의 설계 연구는 가상경로별로 대역폭을 할당하는 연구로서 arc flow 모형보다 path flow 모형[6]이 유용하게 적용될 수 있다.

망의 규모가 커질 경우 종단간 direct route로만 가상경로를 설정할 경우 가상경로의 수가 기하급수적으로 증가하게 된다. 다양한 응용 서비스의 발달로 트래픽 클래스의 수가 증가하게 되고, 하나의 트래픽 클래스의 경우도 양종단간에 생존도(survivability)를 높이기 위해 상이한 물리적 경로를 갖는 가상경로를 설정할 필요가 있다. 이와 같은 경우 가상경로의 수가 증가하

여 관리비용이 크게 증가하고 경우에 따라서는 VPI(virtual path identifier) 수의 제약에 따른 관리의 한계를 넘어설 수 있다. [5] 본 연구에서는 기존 회선교환망에서 direct route에서 거절되었을 때 alternate route를 선택하듯이 ATM망에서도 서비스 호를 하나의 direct route의 가상경로만이 아니라 alternate route로서 가상경로 연결도 허용하는 트래픽 클래스별 가상경로망을 설계하러 한다. 이때 가상경로가 연결되는 노드는 ATM DCS가 아니고 ATM SW가 되어야 한다. ATM SW가 기존의 회선교환망의 교환기와 다른 점은 가상경로의 교환(마치 DCS처럼) 뿐만 아니라 가상채널의 교환도 가능하다는 점이다. 즉 기존 연구가 전송망이 따로 있는 2계층의 망구조에 비해 본 연구는 일반적인 비계층 망구조를 전제로 한다. 이와 같이 일반적인 망구조에 대한 가상경로 설계 연구는 [1, 8]에서 찾아볼 수 있다.

기존의 많은 가상경로 설계 연구[1, 5, 8, 12]는 휴리스틱 해법에 의존하고 있다. 이는 가상경로 설계 모형이 대부분 복잡한 대규모 수리계획 문제로 모형화되기 때문이다. 그러나 가상경로 설계가 실시간으로 이루어질 필요가 없고 상황에 따라서는 수개월 만에 재구성되고 짧게라도 수시간 만에 재구성될 것을 염두에 둘 때 정확한 최적해를 찾는 방법론 연구가 요구된다. 기존의 많은 휴리스틱 해법 연구는 가상경로 설계 모형에 초점을 두었거나 아니면 기존의 실시간으로 수행되어야 하는 교환망의 경로설정 연구의 영향인 것 같다. 본 논문에서 제시한 가상경로 설계모형은 대규모 비분리 컨벡스 최적화 문제(large-scale nonseparable convex optimization problem)로 표현되는 데 이러한 문제에 대해 본 연구자는 분리 가능한 2차계획법(separable quadratic programming) 문제로 근사화시켜 반복 적용하는 SQA(separable quadratic approximation)법을 제안한 바 있다.[3, 4]

즉, 본 논문은 복수의 트래픽 클래스를 전제로 각 트래픽 클래스별 가상경로망을 설계하며 각 가상경로망은 일반적인 비계층 망구조를 갖는 가상경로 설계모형으로 본 연구자의 설계 모형 연구[2]의 계속 연구이다. 본 연구자의 설계 모형 연구[2]에서는 3가지 설계모형을 제시한 바 있는데, 첫번째 모형은 호거질 확률을 고려한 간단한 모형이고, 두번째 모형은 교환기 및 다중화기(링크)에서의 버퍼 크기가 무한하

다고 가정하여 호 거절확률과 평균 셀지연을 고려한 모형이며, 세번째 모형은 버퍼 크기를 한정하여 호 거절확률, 평균 셀지연 및 평균 셀 손실율을 고려하고 우선 순위를 고려한 모형이다. 모형에 대한 적합성에 대해서는 상용 최적화 코드 GAMS/MINOS를 이용하여 검토한 바 있다. 본 연구의 설계 모형은 두 번째 모형에 해당되며 이는 미분 가능한 구조화된 콘벡스 최적화 문제로 표현되기 때문에 정확한 해법(exact solution technique)으로 SQA법을 적용하였다.

그림 1은 가상경로 설계의 기존 연구를 분류하기 위한 그림이다.

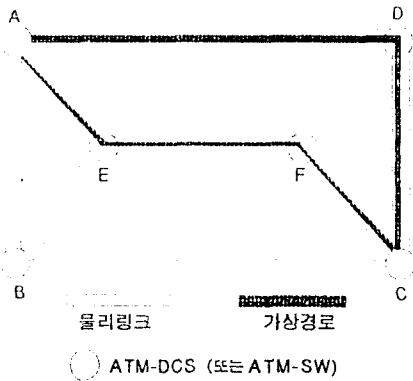


그림 1. 직접루트로 구성되는 가상경로
Fig 1. Virtual path as a direct rout

가상경로 설계 연구의 유형에서 양종단이 주어진다 것은 그림 1에서 (노드A,노드C)가 가상경로의 양종단이 된다는 것이고, 가상경로의 후보 집합이 주어진다 것은 그림 1의 $\{A \rightarrow E \rightarrow F \rightarrow C, A \rightarrow D \rightarrow C\}$ 의 두가지 경우가 주어진다 것이다. 첫번째 유형의 가상경로 설계 문제는 양종단간 가상경로 집합이 미리 주어지고 주어진 양종단간의 가상경로에 적절한 대역폭을 할당하는 설계 문제이다. 두번째 유형의 일반적인 설계 문제는 가상경로 집합 및 가상경로 양종단이 모두 주어지지 않는 경우의 가상경로망을 설계하는 문제로 그림 2에서 (노드A,노드C)의 연결은 가상경로망에서 직접루트로서 하나의 가상경로로 이루어진 $A \rightarrow D \rightarrow C$ 와 두개의 가상경로가 연결되는 $A \rightarrow E \rightarrow F \rightarrow C$ 인 alternate route가 선택될 수 있다.

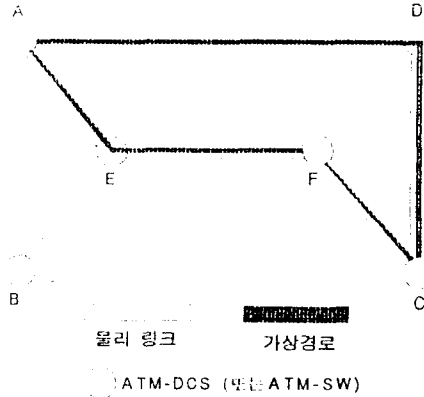


그림 2. Alternate rout가 가상경로연결로 되는 경우
Fig 2. Virtual path connection as an alternate route

복수 트래픽 클래스에 대한 Kim[10]의 연구에서는 가상경로 용량 증가에 따른 비용과 제어 감소로 오는 비용 절감을 목적함수에 포함하고 가상경로 버퍼 및 가상경로내의 가상채널의 다중화 효과를 고려하여 정수계획문제로 모형화하였다. 해법에 있어서는 정수 조건을 완화(relax)시켜 얻은 비선형계획문제(nonlinear programming problem)에 exterior penalty function method를 적용하여 비미분 최적화 문제(nonsmooth optimization problem)를 얻고 여기에 Zoutendijk 유형의 알고리즘을 적용하여 정확한 해를 얻는 것을 제시하였다. 그러나 첫번째 유형의 가상경로 설계 모형에 속하는 이 연구는 트래픽 클래스별 서비스 등급(또는 서비스 품질)을 고려하지 못했다는 점이 지적되고 모형으로 얻게 되는 최적화 문제는 비콘벡스(nonconvex)가 된다는 것이다. 일반적으로 비콘벡스인 문제는 콘벡스 문제 보다 정확한 해를 구하기가 훨씬 어렵다.

가상경로 집합과 가상경로 양종단이 모두 주어지지 않는 일반적인 경우의 가상경로 설계 연구는 [1, 8]에서 찾아볼 수 있다. 교환비용과 링크비용의 합을 최소화하는 비선형 조합 최적화 문제로 모형화한 [1]의 연구는 shortest path 알고리즘을 이용하여 mesh 형태의 초기 가상경로망을 얻은 뒤 물리망의 링크별 호 손실율을 계산하여 최대 호 손실율(worst case)을 갖는 링크의 가상경로 들을 묶어 하나의 가상경로로 하여 호 손실율을 줄여가는 휴리스틱 방법을 제시하였다. 단일 트래픽 클래스에 대한 연구로 복수 트

래픽 클래스의 경우로 일반화되어야 하며 트래픽 클래스별로 호 거절확률의 요구수준이 다를 때 휴리스틱 방법의 적용상 어려움이 있을 것으로 생각된다.

역시 단일 트래픽 클래스 모형의 Chlamtac[8] 연구에서는 가상경로 설계 문제를 가상경로 양종단 집합을 결정하는 문제와 가상경로망의 혼잡(congestion)이 최소가 되도록 대역폭을 할당하고 가상경로를 연

결하는 문제로 구분하여 해결하였다. 먼저, 가상경로 집합을 결정하기 위해서 clustering을 이용하여 가상 경로 양종단을 결정하는 데 이때 각 노드들 간의 거리를 비용으로 전환하여 연결 비용이 최소가 되도록 하였다. 여기에는 수리적 모형없이 휴리스틱 알고리즘을 사용하고 있다. 다음으로, 일단 가상경로 집합이 구해지면 용량 제약과 트래픽 요구에 대한 제약을 만

표 1. ATM망 가상경로 설계 방법 조사

Table 1. Survey of virtual path design methods for ATM network

저 자	분 류	모형의 특징	해 법	비 고
Logothetis의 [12]	①	최대 호거절확률 최소화, 용량제한, 이산형 모형, 생존도를 위한 분산	비선형의 정수계획 문제, 선형 정수계획 문제를 반복적용	휴리스틱 해법, One traffic class
Gerla의 [9]	①	평균셀지연 최소화, 용량제한, 연속형 모형	Frank-Wolfe법 적용, 다양한 초기해 이용하여 선제 최적해에 접근	Exact 해법, One traffic class
Kim[10]	①	가상경로 용량 증가 비용과 제어감소 비용질감 고려, 가상경로 버퍼 고려, 가상경로내 다중화 효과, 정수계획문제	정수조건을 relax시킴, 비선형 계획문제에 외부 penalty 함수법 적용, 비미분 최적화 문제에 Zoutendijk형 알고리즘 적용	Exact 해법, Multiple traffic class 모형, QOS 고려 못함
Ahn의[5]	②	2단계 문제로 모형화: 1단계: 트래픽 흐름 최적화 (혼합 0-1 정수계획 문제) 2단계: 교환 및 호설정비용 최소화로 VP layout	3단계 휴리스틱 해법: 1단계: 용량 할당 2단계: 패스 발생 3단계: 가상경로 발생	휴리스틱 해법, One traffic class
김종권의[1]	②	교환비용 및 링크비용 합을 최소화, 링크별 호 손실을 고려, 비선형 조합최적화 문제	Shortest path에 의한 mesh 형태의 가상경로망 구성후 링크별 호 손실을 계산하여 이에 기초하여 새로운 가상경로로 묶는 발견적 알고리즘	휴리스틱 해법, One traffic class
Chlamtac의 [8]	②	3 단계 문제로 모형화: 1단계: 가상경로 종단 결정 2단계: 가상경로 용량 결정 3단계: 가상경로 루트 결정, 가상경로 루트는 혼잡도로 결정	단계별 근사해법 적용: 1단계: clustering 문제 2단계: capacity assignment 문제 3단계: VP routing 문제	휴리스틱 해법, One traffic class

① direct route의 가상경로 집합이 주어지는 경우

②: 가상경로 집합과 direct route 양종단이 모두 주어지지 않는 경우 (alternate route 허용되는 경우)

족하도록 하면서 망의 혼잡을 최소화하는 목적함수를 가지고 대역폭을 할당하여 가상경로를 설정한다. 즉, 구해진 가상경로 양종단간에 최단경로를 구하여 이들 최단경로를 이용하여 요구 트래픽의 발신지와 목적지를 연결하는 실제 가상경로를 설정하는 데 이때 각 가상경로에 대한 트래픽 할당에 따라 망의 혼잡이 결정되므로 망전체의 혼잡이 최소가 되도록 대역폭 할당을 반복하여 최적 대역폭을 결정한다. NP-complete의 이 문제를 해결하기 위해서 휴리스틱 알고리즘을 이용하였다. 이 모형은 트래픽에 대한 지연이나 호 거절확률에 대해서는 고려하지 못하고 있으며 사용한 비용함수도 실제 상황을 그대로 반영하지 못하는 단점을 가지고 있다.

표 1은 가상경로 설계 관련 기존연구를 정리한 것이다.

II. 가상경로 설계모형

2.1 가상경로 설계모형

본 연구에서 설계하고자 하는 가상경로망이란 복수의 트래픽 클래스가 주어져 있는 상황에서 물리망 위에 존재하는 서비스 트래픽 클래스별 논리망이다. 실제 물리망의 교환노드와 전송링크의 용량, 물리망의 토폴로지, 서비스 트래픽 클래스별 종단간 트래픽 수요가 기본적으로 주어졌다고 가정한다. 각 서비스 트래픽 클래스별 호 거절확률을 고려함으로써 각 서비스에 대한 서비스 등급을 보장한다. 가상경로 양종단과 가상경로 집합은 주어지지 않는 상황을 고려하며 각 가상경로에 대한 대역폭은 구성된 가상경로에 대해서 할당한다. 즉, 앞 절에서 가상경로 집합과 가상경로의 양종단이 모두 주어지지 않는 일반적인 경우에 해당한다. 이처럼 고려한 사항을 정리하면 다음 표 2와 같다.

표 2에서 제시한 사항을 바탕으로 최적화 문제로 구성되는 가상경로 설계모형에 사용될 변수 및 표현을 정리하면 다음과 같다.

- k : 트래픽 클래스($k=1, 2, \dots, K$)
- V : 물리망의 노드 집합
- A_1 : directed arc set으로 물리망의 링크 집합
- A_2 : 반대방향 링크 집합으로 $A_2: \{(i, j) | (j, i) \in A_1\}$

표 2. 가상경로망 설계모형의 고려 사항
Table 2. Factors of virtual path network design model

고려 사항	내 용
트래픽 클래스 수	복수 트래픽 클래스
가상경로망	일반적인 망구조 고려
가상경로 집합	주어지지 않음
양종단 연결	direct route와 가상경로 연결의 alternate route 모두 허용
가상경로 대역폭	결정하게 됨
서비스 등급	클래스별 호 거절확률 고려
서비스 품질	평균 셀손실율 또는 평균 셀지연 고려
해법	정확한 해법 (exact method)

A : 물리망 링크의 양방향을 모두 포함한 링크 집합으로 $A = A_1 \cup A_2$

E_k : k 번째 트래픽 클래스의 발신지-목적지 노드쌍(o, d) 집합

μ_i : 노드의 교환 용량(bps), $i \in V$

u_{ij} : 링크 용량(bps), 양방향 대역폭의 합계, $i, j \in V$

$t_{(o, d)}^k$: 발신지 노드 o 에서 목적지 노드 d 까지의 k 번째 트래픽 클래스의 최번시 수요로 평균비트발생율 또는 최대비트발생율(bps)

$x_{(o, d)}^k(i, j)$: k 번째 트래픽 클래스의 발신지-목적지 노드가 $o-d$ 인 트래픽을 위해 물리 링크(i, j)의 대역폭 u_{ij} 중 할당되는 값(bps)

$y_{(o, d)}^k(i)$: k 번째 트래픽 클래스의 발신지-목적지 노드가 $o-d$ 인 트래픽 중 노드 i 에서 교환되는 트래픽(bps)

$z_{(o, d)}^k$: k 번째 트래픽 클래스의 발신지-목적지 노드가 $o-d$ 인 트래픽의 시작노드 o 에서 연결수락이 거절되는 트래픽(bps)

α^k : k 번째 트래픽 클래스의 호 거절확률의 최대 허용한계치

본 최적화 설계 모형에서는 용량 단위를 실수형으로 가정하였다. 실제 설계에서는 일정 용량의 정수배가 되게 가상경로가 설계되어야 하기 때문에 정수계획법 문제로 모형화되어야 하나 이러한 대규모 정수계획법문제를 풀기 위해서는 정수형을 완화시켜 해

를 구할 수 밖에 없어 본 최적화 모형의 문제로 되돌아오게 된다. 따라서 본 모형은 실제적 이산형 모형을 풀기 위한 모형이라고 할 수 있으며 Gerla[9] 연구와 같이 모형 결과에 대한 튜닝이 필요하다. 최적화 설계모형의 제약조건 및 목적함수는 다음과 같다.

(A) 용량 제약: 가상경로에 할당된 대역폭의 합은 물리적 망의 링크의 대역폭보다 클 수 없으므로 모든 링크 (i, j) 에 대해 다음이 성립하여야 한다.

가상경로에 할당된 대역폭 \leq 링크의 용량

$$\sum_{1 \leq k \leq K} \sum_{(o, d) \in E_k} \{x_{(o, d)}^k(i, j) + x_{(o, d)}^k(j, i)\} \leq u_{ij}, \forall (i, j) \in A \quad (1)$$

$$x_{(o, d)}^k(i, j) \geq 0, \forall k \forall (o, d) \in E_k \forall (i, j) \in A$$

또한 각 노드 $i \in V$ 에 대해서 교환되는 트래픽의 양은 노드의 교환 용량을 넘어설 수 없으므로 다음이 성립되어야 한다.

교환되는 트래픽 \leq 교환기의 용량

$$\sum_{1 \leq k \leq K} \sum_{(o, d) \in E_k} y_{(o, d)}^k(i) \leq \mu_i, \forall i \in V \quad (2)$$

$$y_{(o, d)}^k(i) \geq 0, \forall k \forall (o, d) \in E_k \forall i \in V$$

비음(nonnegativity)조건은 할당되는 대역폭이나 교환되는 트래픽의 값이 최소 영이어야 한다는 실제적 의미의 제약 조건이다.

(B) 트래픽 흐름 균형등식(flow balance equation): ATM 교환기는 가입자 회선이 연결되는 local 교환기의 역할과 tandem 교환기의 역할이 가능하다고 가정하며 트래픽 수요 즉 망에 도착한(offered) 트래픽과 전송 또는 교환되는 트래픽 및 연결 거절되는 트래픽 간에는 다음과 같은 관계식이 성립되어야 한다.

ATM망에서는 ATM 교환기(노드)는 물론 다중화기(링크)의 버퍼의 크기가 실제로 제한되어 있기 때문에 혼잡(congested)될 때 우선 순위가 낮은 셀이 포기될 수 있다. 이와 같은 경우 노드 및 링크에서의 트래픽 양이 변화하게 된다. 그러나 본 연구에서는 실제 문제의 간편화를 위해서 버퍼 크기를 무한대로 가정한다. 무한 크기의 버퍼는 목적함수 식의 평균 셀

지연 계산을 위한 Jackson queuing network 적용의 근거가 되기도 한다.

발신지 노드 o	교환된 트래픽 + 거절된 트래픽 = 망에 도착한 트래픽
	전송된 트래픽 = 교환된 트래픽

$$y_{(o, d)}^k(o) + z_{(o, d)}^k = t_{(o, d)}^k, \forall k \forall (o, d) \in E_k \quad (3)$$

$$\sum_{(o, j) \in A} x_{(o, d)}^k(o, j) = y_{(o, d)}^k(o), \forall k \forall (o, d) \in E_k$$

경유 노드	전송되어 온 트래픽 = 교환된 트래픽 = 전송되는 트래픽
----------	------------------------------------

$$\sum_{(i, j) \in A} x_{(o, d)}^k(j, i) = y_{(o, d)}^k(i) = \sum_{(i, j) \in A} x_{(o, d)}^k(i, j), \quad (4)$$

$$\forall k \forall (o, d) \in E_k \forall i \in V - \{o, d\}$$

목적지 노드 d	전송되어 온 트래픽 = 교환된 트래픽 교환된 트래픽 + 연결거절된 트래픽 = 망에 도착한 트래픽
---------------	---

$$y_{(o, d)}^k(d) + z_{(o, d)}^k = t_{(o, d)}^k, \forall k \forall (o, d) \in E_k \quad (5)$$

$$\sum_{(i, d) \in A} x_{(o, d)}^k(i, d) = y_{(o, d)}^k(d), \forall k \forall (o, d) \in E_k$$

(C) 서비스 등급(GOS): 서비스 호가 거절될 확률로 표현되는데 호가 거절될 확률은 망에 도착한 트래픽에 대한 연결 거절된 트래픽의 비율로 볼 수 있다. 호 거절확률은 트래픽 클래스별로 최대 허용 한계치를 넘어설 수 없다.

$$\frac{\sum_{(o, d) \in E_k} z_{(o, d)}^k}{\sum_{(o, d) \in E_k} t_{(o, d)}^k} \leq \alpha_k \quad (6)$$

(D) 목적함수: ATM망에서 서비스 품질을 나타내는 가장 중요한 척도로 셀지연과 셀손실이 있다. 셀지연에는 링크에서의 대기지연 및 전송지연이 있고 망노드에서의 대기지연과 처리지연이 있다. 링크 및 교환 노드에서의 셀지연을 계산하기 위해 M/M/1 대

기행렬 모형을 적용하였다. 링크 및 교환기에서의 무한 버퍼를 가정하고 망내에서 Markovian routing을 가정하여 Jackson queueing network 모형을 적용하면 망에서의 평균 셀지연은

$$Z = \frac{53 \times 8}{t-z} \left\{ \sum_{(i,j) \in A_1} \frac{x(i,j) + x(j,i)}{u_{ij} - x(i,j) - x(j,i)} + \sum_{i \in V} \frac{y(i)}{\mu_i - y(i)} \right\} \quad (7)$$

이 되며 여기서 $\sum_{(i,j) \in A_1} \frac{x(i,j) + x(j,i)}{u_{ij} - x(i,j) - x(j,i)}$ 는 링크에서의 지연을 나타내는 식이 되며 $\sum_{i \in V} \frac{y(i)}{\mu_i - y(i)}$ 는 노드에서의 지연을 나타낸다. t 는 모든 트래픽 클래스의 총 도착 트래픽을, z 는 연결 거절되는 트래픽의 합계를, $x(i,j) + x(j,i)$ 는 링크 (i,j) 를 지나는 트래픽의 총양을, $y(i)$ 는 노드 i 에서 교환되는 트래픽의 총양을 나타낸다. 이와같은 평균 셀지연은 데이터망에서 가상회선(virtual circuit) 루팅설계 연구 및 Gerla[9] 등에서 참고할 수 있다.

만일 노드 i 의 버퍼크기를 b_i (bits), 링크 (i,j) 의 버퍼크기를 b_{ij} (bits) 라고 가정하면 평균 셀손실율은 입력되는 트래픽에 대한 전송 및 교환중 손실되는 트래픽의 비율이므로

$$Z = \frac{424}{t-z} \left\{ \sum_{(i,j) \in A_1} \left[\frac{x(i,j) + x(j,i)}{u_{ij} - x(i,j) - x(j,i)} - b_{ij} \right]^+ + \sum_{i \in V} \left[\frac{y(i)}{\mu_i - y(i)} - b_i \right]^+ \right\} \quad (8)$$

이 된다. 여기서 $[x]^+$ 는 x 가 양수일 때는 x 값을 음수일 때는 0의 값을 뜻한다.

본 연구의 목적함수로서 ATM망의 서비스 품질인 식(7) 및 식(8)을 함께 고려할 수 있으며 식(7) 및 (8)은 모두 결정변수 $x_{(o,d)}^k(i,j)$, $y_{(o,d)}^k(i)$, $z_{(o,d)}^k$ 에 대해서 볼록하다. 그러나 식(7)은 미분 가능함에 비해 식(8)은 미분 불가능(nonsmooth)하다.

또한 무한 버퍼를 가정한 경우의 버퍼에서의 대기 시간으로 표현되는 평균 셀지연이 적을수록 각 버퍼에서 대기하는 평균 셀 수가 줄어들게 되고 이는 유한 버퍼 용량을 가정할 때의 버퍼 용량을 넘는 셀 수를 줄어 들게 할 것이다. 따라서 문제의 미분 가능성

을 고려하여 근사적으로 평균 셀손실율을 나타내는 식(8)은 평균 셀지연을 나타내는 식(7)의 값이 적을수록 감소된다고 할 수 있다. 즉, 본 연구에서는 해법의 간편성을 고려하여 식(7)을 목적함수로 선택하였다.

전절의 첫번째 유형의 설계모형인 Gerla[9] 모형에서도 평균 셀지연을 목적함수로 선택하여 비슷한 목적함수식이 얻어지나 그 것은 단일 트래픽 클래스에 대해 후보 가상경로에 대해 대역폭을 결정하는 문제로서 path flow 모형이 가능하고 따라서 목적함수식은 separable하게 되기 때문에 비교적 간단한 방법으로 해결이 가능하다. 그러나 가상경로 후보집합이 주어지지 않고 alternate path를 허용하는 일반적인 가상경로망을 설계하려는 복수 트래픽 클래스를 고려하는 본 모형에서는 path flow로 모형화하여도 separable하지 않기 때문에 위와 같이 arc flow로 모형함이 보다 적절하다. 본 최적화 모형의 목적함수는 비분리(nonseparable)이면서 미분가능한 볼록(convex)가 된다.

위 모형에서 결정변수 $x_{(o,d)}^k(i,j)$, $y_{(o,d)}^k(i)$, $z_{(o,d)}^k$ 를 식(9)와 같이 다시 표현하면 목적함수는 미분가능한 대규모 비분리 볼록이고 제약식은 블록-삼각(block-triangular)구조를 갖는 특별한 형태로 표현된다. 즉 $x = (x_1, x_2, \dots, x_N)$ 로 놓고 각 x_i 를 다음과 같이 정의한다.

$$\begin{aligned} x_1 &= (x_{o(1),d(1)}^1(i,j), (i,j) \in E, y_{o(1),d(1)}^1(i), i \in V, z_{o(1),d(1)}^1) \\ x_2 &= (x_{o(2),d(2)}^1(i,j), (i,j) \in E, y_{o(2),d(2)}^1(i), i \in V, z_{o(2),d(2)}^1) \\ &\vdots \\ x_N &= (x_{o(E_k),d(E_k)}^k(i,j), (i,j) \in E, \\ & y_{o(E_k),d(E_k)}^k(i), i \in V, z_{o(E_k),d(E_k)}^k) \end{aligned} \quad (9)$$

최적화 모형은 다음과 같이 삼각구조의 선형제약식을 갖는 문제로 표현된다.

Minimize $f(x_1, x_2, \dots, x_N)$

Subject to

$$\begin{aligned} B_1 x_1 &= b_1 \\ B_2 x_2 &= b_2 \\ &\vdots \\ B_N x_N &= b_N \end{aligned} \quad (10)$$

$$A_1 x_1 + A_2 x_2 + \dots + A_N x_N \leq a$$

$$x_1 \geq 0, x_2 \geq 0, \dots, x_N \geq 0$$

여기서 N 은 트래픽 클래스와 클래스별 발신지-목적지 노드 쌍을 조합한 총 경우의 수로 $N = \sum_{1 \leq k \leq K} |E_k|$ 이다. 즉 $x_{o(h), a(h)}^k(i, j)$ 는 k 번째 트래픽 클래스의 h 번째 $o-a$ 트래픽이 물리 링크 (i, j) 에서 할당받은 대역폭(또는 트래픽)이다. 제약식에서 등식에 해당하는 분리 제약식은 트래픽 흐름 보존에 관한 제약이며 부등식인 결합 제약식은 노드 및 링크 용량에 대한 제약과 각 트래픽 클래스별 호 거절확률에 대한 제약이다. 이와 같은 최적화 형태의 문제는 분리 가능한 2차 계획문제로 근사화시켜 반복적으로 적용하는 SQA법을 적용할 수 있다. SQA법 적용 및 적용 결과는 다음 절에서 소개한다.

III. 최적해법 및 적용결과

복수 트래픽 클래스의 일반적인 망구조를 갖는 가상경로 설계모형의 문제 (10)은 삼각구조의 선형 제약식을 갖는 대규모 비분리 콘벡스 최적화 문제이다. 본 절에서는 이에 대한 해법으로 SQA법을 소개하고 적용 결과를 보인다.

3.1 SQA(Sequential Quadratic Approximation)법

가상경로망 설계 모형의 해법으로 번들-분해법(bundle-based decomposition) [13, 15]을 추차적으로 적용하는 SQA법[3, 4]을 소개하기 위해서 먼저 번들-분해법을 요약한다. 목적함수 f 가 덧셈에 대해 분리 가능한 경우, 즉

$$f(x_1, x_2, \dots, x_N) = \sum_{i=1}^N f_i(x_i) \quad (11)$$

이고 각 $f_i(x_i)$ 가 콘벡스인 경우 Rockafellar[14]의 쌍대성을 적용하면 쌍대문제는 piecewise linear인 콘케이브(concave) 함수가 된다. 여기에 Lemarechal[11]의 Bundle method를 적용한 해법이 Robinson[15]의 번들-분해법이다. 번들-분해법의 효율성에 대해서는 이미 검증되었다. [13]

본 연구의 가상경로 설계 모형의 최적화 문제 (10)에 Rockafellar의 duality[14]를 적용하면 쌍대문제는

$$\text{Maximize } \{g(y) | y \geq 0\} \quad (12)$$

이 된다. 여기서

$$g(y) = -\langle a, y \rangle + \begin{cases} \text{Min } f(x_1, x_2, \dots, x_N) + \langle \sum_{i=1}^N A_i x_i, y \rangle \\ \text{s/t } B_i x_i = b_i, x_i \geq 0, i = 1, 2, \dots, N \end{cases} \quad (13)$$

이다. 식(13)의 표현 중 $\langle \cdot, \cdot \rangle$ 는 내적을 의미한다. 콘케이브 함수 $g(y)$ 를 최대화하는 문제는 $f(x_1, x_2, \dots, x_N)$ 가 분리 가능하지 않기 때문에 번들-분해법을 직접 적용할 수 없다. 따라서 SQA 방법에서는 함수 $f(x_1, x_2, \dots, x_N)$ 를 분리 가능한 2차함수로 근사화시켜 번들-분해법을 적용할 수 있게 하여 개선된 근사해를 얻어내는 방법이다. 즉 현재해 $x^k = (x_1^k, x_2^k, \dots, x_N^k)$ 에서 함수 f 를 2차식으로 근사화시킨다. 즉, Hessian 행렬을 block-diagonal 행렬로 근사화시킨다. 표현을 간단히 하기 위해 M_i, q_i, ξ_i

$$\begin{aligned} M_i &= \partial^2 f(x^k) / \partial x_i^2, \\ q_i &= \partial f(x^k) / \partial x_i, \\ \xi_i &= \frac{1}{2} \sum_{i=1}^N \langle M_i x_i^k, x_i^k \rangle - \sum_{i=1}^N \langle q_i, x_i^k \rangle \end{aligned} \quad (14)$$

라고 하고 x_i^k 에서 $f_i(x_i)$ 를 다음과 같이 정의한다.

$$f_i(x_i) = \begin{cases} \frac{1}{2} \langle M_i x_i, x_i \rangle + \langle q_i - M_i x_i^k, x_i \rangle + \xi_i \\ \quad \text{if } B_i x_i = b_i \text{ \& } x_i \geq 0 \\ \infty, \quad \text{otherwise} \end{cases} \quad (15)$$

그러면 쌍대문제의 목적함수 $g(y)$ 는 다음과 같은 콘케이브의 separable인 함수가 되고 이제 번들-분해법을 적용할 수 있다.

$$g(y) \approx -\langle a, y \rangle + \sum_{i=1}^N \{ \text{Minimize } \{ f_i(x_i) - \langle -A_i^T y, x_i \rangle \} \} \quad (16)$$

번들-분해법을 적용할 때, 쌍대문제인 문제 (16)은 주문제(master problem)가 되고 주문제의 목적함수 $g(y)$ 에 포함된 Minimize $\{ f_i(x_i) - \langle -A_i^T y, x_i \rangle \}$ 가 부분제(subproblem)가 된다. 각 부분제에 $f_i(x_i)$ 정의식

(15)를 대입하면 부문제는 문제 (17)과 같이 2차계획 문제(quadratic programming problem)가 된다. 따라서 주문제의 개선해를 구하기 위해서 현재해 y^k 의 정보를 일단 N 개로 분할된 부문제 $(QP(y)_i)$ 에 넘겨준다. 그러면 각 부문제는 2차계획문제이므로 pivot algorithm의 하나인 Lemke's algorithm 등을 이용하여 해를 쉽게 구할 수 있다.

$(QP(y)_i)$

$$\begin{cases} \text{Minimize } \frac{1}{2} \langle M_i x_i, x_i \rangle + \langle q_i - M_i \hat{x}_i + A_i^T y, x_i \rangle \\ \text{Subject to } B_i x_i = b_i, x_i \geq 0 \end{cases} \quad (17)$$

부문제 $(QP(y^k)_i)$ 의 최적해를 x_i^k 로, 최적 목적함수 값을 z_i^k 라고 할 때 주문제(16)의 현재해 y^k 에서의 subgradient π^k 는 식(18)과 같이 표현된다. [3]

$$\pi^k = -a + \sum_{i=1}^N A_i x_i^k \quad (18)$$

주문제(16)은 y 에 대해서 미분 불가능한 최적화 문제이나 $g(y)$ 가 콘캐이브하고 식(18)과 같이 subgradient를 구할 수 있으므로 Bundle method[11]을 적용하여 개선방향 d^k 와 line search를 통해 개선해 y^{k+1} 을 얻는다. 수렴성 검사 단계를 거쳐 최적해를 구하던지 새로운 iteration으로 간다. 새로운 iteration에서는 다시 y^{k+1} 를 각 부문제 $(QP(y^{k+1})_i)$ 에 넘겨 부문제의 개선해 x_i^{k+1} 를 구하고 식(18)을 다시 적용하여 새로운 개선해를 구하게 된다.

변들-분해법을 이용한 SQA 알고리즘의 국부 수렴성(local convergence) 및 전체 수렴성(global convergence)에 대해서는 [3]을 참고할 수 있으며, 국부 수렴인 경우 수렴조건은 second-order sufficient conditions, strict complementarity 및 active constraints의 gradients의 일차독립이 변들-분해법의 수렴성에 추가된다. [7] 전체 수렴성의 경우는 Hessian matrix의 block diagonal matrix에 대한 조건이 필요하다.

가상경로 설계모형인 최적화 문제(10)의 해를 구하는 SQA 알고리즘을 요약하면 그림 3과 같다.

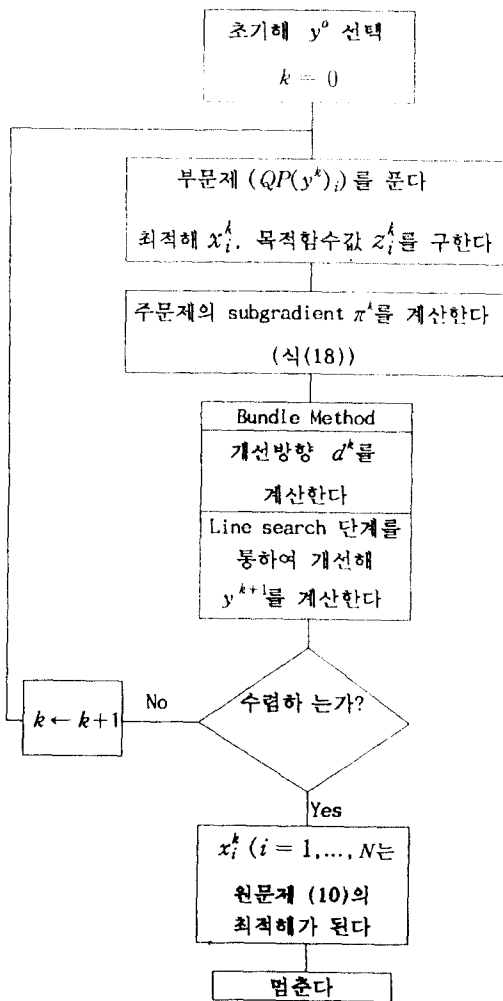


그림 3. SQA법 순서도
Fig 3. Flow chart of SQA method

3.2 가상경로 설계모형 적용

가상경로 설계모형에 SQA알고리즘 적용을 위해 다음과 같은 예를 가정한다. 실제 물리적 전송망이 그림 4와 같이 4개의 교환노드(용량 모두 150 Mbps)와 4개의 전송링크(용량 그림에 표시, 단위는 Mbps)로 구성되어 있다고 가정한다.

고려하는 트래픽 클래스는 2가지로 클래스별 $o-d$ 별 트래픽 수요(offered traffic)는 최번시에 표 3과 같이 주어졌다. 단위는 모두 Mbps이고 두 트래픽 클래스에 대해서 발신지-목적지 노드쌍이 동일하고 그 수는 6쌍이다. 따라서 본 예에서는 $E_1 = E_2 = E = \{(1, 2),$

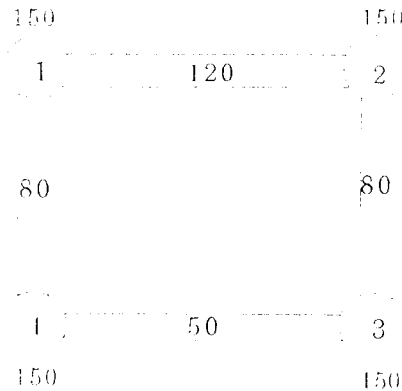


그림 4. 물리망의 토폴로지 및 용량
Fig 4. Topology and capacity of physical network

(1, 4), (2, 1), (2, 3), (3, 2), (3, 4), (4, 1), (4, 3))이다. 또한 각 트래픽 클래스에 대한 호 거절확률의 최대 허용 한계치는 클래스1에 대해서는 0.05, 클래스2에 대해서는 0.1로 가정하였다.

이 예에 대한 본 연구에서 제시한 가상경로 설계 모형을 적용하기 위해서 노드 $i \in V$ 에 대한 교환 트래픽의 양 y_i , 링크 $(i, j) \in A$ 에 대한 전송 트래픽의 양 x_{ij} , 종단간 총 offered 트래픽의 양 t 및 총 거절된 트래픽의 양 z 를 식(19)-(22)과 같이 정의한다.

$$x_{ij} = \sum_{1 \leq k \leq K} \sum_{(o,d) \in E} x_{(o,d)}^k(i, j), \forall (i, j) \in A \quad (19)$$

$$y_i = \sum_{1 \leq k \leq K} \sum_{(o,d) \in E} y_{(o,d)}^k(i), \forall i \in V \quad (20)$$

$$t = \sum_{1 \leq k \leq K} \sum_{(o,d) \in E} t_{(o,d)}^k \quad (21)$$

$$z = \sum_{1 \leq k \leq K} \sum_{(o,d) \in E} z_{(o,d)}^k \quad (22)$$

그러면 가상경로 설계모형은 다음과 같은 대규모 비분리 콘베스 최적화 문제가 된다.

$$\text{Min } Z = \frac{424}{t-z} \left\{ \sum_{(i,j) \in A} \frac{x_{ij} + x_{ji}}{u_{ij} - x_{ij} - x_{ji}} + \sum_{i \in V} \frac{y_i}{\mu_i - y_i} \right\}$$

Subject to

$$\sum_{1 \leq k \leq K} \sum_{(o,d) \in E} \{x_{(o,d)}^k(i, j) + x_{(o,d)}^k(j, i)\} \leq u_{ij}, \forall (i, j) \in A$$

$$\sum_{1 \leq k \leq K} \sum_{(o,d) \in E} y_{(o,d)}^k(i) \leq \mu_i, \forall i \in V$$

$$y_{(o,d)}^k(o) + z_{(o,d)}^k = t_{(o,d)}^k, \forall k \forall (o, d) \in E$$

$$y_{(o,d)}^k(d) + z_{(o,d)}^k = t_{(o,d)}^k, \forall k \forall (o, d) \in E$$

$$y_{(o,d)}^k(i) = \sum_{(j,i) \in A} x_{(o,d)}^k(j, i)$$

$$= \sum_{(i,j) \in A} x_{(o,d)}^k(i, j)$$

$$, \forall k \forall (o, d) \in E \forall i \in V - \{o, d\}$$

$$y_{(o,d)}^k(o) = \sum_{(o,j) \in A} x_{(o,d)}^k(o, j), \forall k \forall (o, d) \in E$$

$$y_{(o,d)}^k(d) = \sum_{(i,d) \in A} x_{(o,d)}^k(i, d), \forall k \forall (o, d) \in E$$

$$\left[\sum_{(o,d) \in E} z_{(o,d)}^k \right] / \left[\sum_{(o,d) \in E} t_{(o,d)}^k \right] \leq \alpha_k, \forall k$$

$$x_{(o,d)}^k(i, j) \geq 0, y_{(o,d)}^k(i) \geq 0, z_{(o,d)}^k \geq 0,$$

$$\forall k \forall (o, d) \in E \forall i \in V \forall (i, j) \in A$$

본 예에서는 클래스가 2종류($K=2$)이며 및 발신지-

표 3. 클래스별 트래픽 수요
Table 3. Offered traffic by classes

트래픽 클래스	트래픽 클래스 1				트래픽 클래스 2				
	시작노드	노드 1	노드 2	노드 3	노드 4	노드 1	노드 2	노드 3	노드 4
노드 1		48	23			15	16		
노드 2				15					5
노드 3		28		9		9			4
노드 4	19				11				

목적지 노드쌍 6가지(|E|=6)의 조합으로 총 12개(N=12)의 벡터변수가 만들어지며 각각은 관련 트래픽 변수 13개 씩으로 정의된다. 예를 들어 벡터 변수

$$x_1 = (x_{1,1}, x_{1,2}, \dots, x_{1,13})$$

은 클래스1의 (노드1, 노드2)쌍의 트래픽을 나타내는 변수로 양방향 링크변수 8개 $x_{(1,2)}^1(1,2), x_{(1,2)}^1(1,4), x_{(1,2)}^1(2,1), x_{(1,2)}^1(2,3), x_{(1,2)}^1(3,2), x_{(1,2)}^1(3,4), x_{(1,2)}^1(4,1), x_{(1,2)}^1(4,3)$ 과 노드 변수 4개 $y_{(1,2)}^1(1), y_{(1,2)}^1(2), y_{(1,2)}^1(3), y_{(1,2)}^1(4)$ 및 거절 트래픽 변수 $z_{(1,2)}^1$ 의 총 13개의 변수의 array이다. 벡터변수 x_2, x_3, \dots, x_{12} 도 마찬가지로 트래픽 변수 13개 씩으로 정의된다. 그러면 이때 얻어지는 대규모 최적화 문제의 제약조건식은 다음과 같다.

[1번째 분리 제약식] $B_1x_1 = b_1$ 의 B_1 와 b_1

1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	RHS
1								1				1	48
2									1			1	48
3							1					-1	0
4					1							-1	0
5						1						-1	0
6				1								-1	0
7	1						1	-1				0	0
8	1		1						-1			0	0

[2번째 분리 제약식] $B_2x_2 = b_2$ 의 B_2 와 b_2

1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	RHS
1								1			1	1	23
2									1			1	23
3	1										-1	0	0
4			1								-1	0	0
5						1					-1	0	0
6							1				-1	0	0
7	1						1	-1				0	0
8			1		1					-1		0	0

[12번째 분리 제약식] $B_{12}x_{12} = b_{12}$ 의 B_{12} 와 b_{12}

1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	RHS
1								1			1	1	11
2									1			1	11
3							1				-1	0	0
4					1						-1	0	0
5						1					-1	0	0
6			1								-1	0	0
7	1						1	1				-1	0
8			1						1			-1	0

[결합 제약식] $A_1x_1 + A_2x_2 + \dots + A_{12}x_{12} \leq a$

1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	RHS
1													120
2													120
3													80
4													80
5													50
6													150
7													150
8													150
9													7.1
10													6

1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	RHS
1													120
2													120
3													80
4													80
5													50
6													150
7													150
8													150
9													7.1
10													6

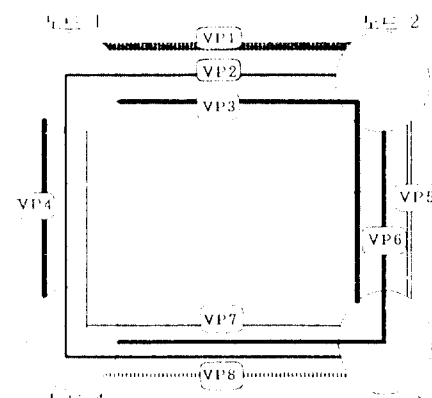


그림 5. 트래픽 클래스 1에 대한 가상경로망
Fig 5. Virtual path network of traffic class 1

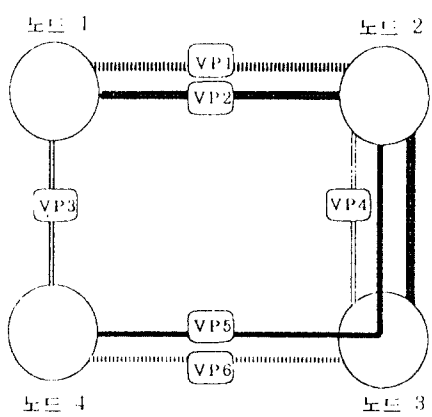


그림 6. 트래픽 클래스 2에 대한 가상경로망
Fig 6. Virtual path network of traffic class 2

이와같이 얻은 대규모 최적화 문제에 SQA법을 적용한다. SQA법에 의해 얻어진 결과의 클래스별 가상경로망의 토폴로지는 그림 5 및 그림 6과 같다. 평균 셀지연은 14.26 msec이었다.

트래픽 클래스 1에 대한 가상경로는 8가지이고 트래픽 클래스 2에 대한 가상경로는 6가지 경우가 있다. 각 가상경로에 할당되는 대역폭은 다음 표 4와 같다.

표 4. 클래스별 가상경로 및 할당 대역폭
Table 4. Virtual paths and assigned bandwidth by class

클래스 1		클래스 2	
가상경로	대역폭 (Mbps)	가상경로	대역폭 (Mbps)
VP1	48.0	VP1	15.0
VP2	4.0	VP2	15.2
VP3	21.9	VP3	11.0
VP4	19.0	VP4	5.2
VP5	15.9	VP5	5.0
VP6	15.0	VP6	4.0
VP7	1.1	-	-
VP8	9.0	-	-

본 문제를 상업용 최적화 문제에 대한 코드인 GAMS/MINOS로 돌려 결과를 비교하였다. 비교 결과는 같은 값을 주나 SQA법이 GAMS/MINOS 보다 수배 이상 빠른 시간내에 문제의 해를 구하였다. 대규모 비분리 컨벡스 최적화 문제를 다양한 크기에 대해서, 여러 종류의 목적함수에 대해서 SQA법과 상업용 최적화 문제 해법 코드인 GAMS/MINOS를 비교한 결과는 [3, 4]를 참고할 수 있다. 따라서 구현된 프로그램은 장차 가상경로 관리기에 편입되어 ATM 망관리에 효과적으로 활용될 수 있을 것으로 기대된다.

IV. 결 론

가상경로의 집합과 가상경로 양종단이 주어지지 않고 물리망의 토폴로지, 용량 및 트래픽 수요가 주어진 일반적인 상황에서 평균 셀지연을 최소화하도록 목적함수를 설정하고 주어진 망의 용량, 트래픽 흐름보존 및 각 트래픽 클래스별 호 거절확률 등을

제약식으로 한 가상경로 설계모형을 제시하였다. 제시한 모형은 대규모 비분리 컨벡스 최적화 문제 형태로 표현되는 데 제약식은 삼각구조의 특별한 형태를 갖는다. 이러한 문제를 효과적으로 해결하기 위한 해법으로서 번들-분해법을 이용한 SQA법을 적용하였다. SQA법을 ANCI-C로 프로그램화하여 적용하여 상업용 최적화 문제 코드인 GAMS/MINOS와 그 결과를 비교하였다. 제시한 예에 대해서 비교 결과는 같은 값을 주나 SQA법이 GAMS/MINOS 보다 수배 이상 빠른 시간내에 대규모 비분리 컨벡스 최적화 문제를 효율적으로 해결하였다. 구현된 프로그램은 장차 가상경로 관리기에 편입되어 ATM 망관리에 효과적으로 활용될 수 있을 것으로 기대된다.

참 고 문 헌

1. 김종권, 임재진, "가상경로 재구성을 통한 ATM 망 자원 관리 및 제어", 한국통신학회논문지, 제 19권, 제11호, 1994.
2. 박구현, "ATM 망의 가상경로 루팅 최적화", 한국경영과학회지, 제20권, 제1호, 1995.
3. 박구현, 신용식, "대규모 비분리 최적화: 미분가능한 경우", 한국경영과학회지, 제21권, 제1호, 1996.
4. 박구현, 신용식, "대규모 비분리 컨벡스 최적화 프로그램 해법", '95추계 학술대회 발표논문집, 한국경영과학회, 1995.
5. Ahn, S., Tsang, R. P., Tong, S. -R., and Du, D. H. C., "Virtual Path Layout Design on ATM Networks", *IEEE GLOBECOM*, 1994.
6. Ahuja, R. K., Magnanti, T. L., and Orlin, J. B., *Network Flows: Theory, Algorithms, and Applications*, Prentice-Hall, 1993.
7. Bazaraa, M., and Shetty, C. M., *Nonlinear Programming: Theory and Algorithms*, John Wiley and Sons Inc., 1979.
8. Chlamtac, I., Farago, A., and Zhang, T., "How to Establish and Utilize Virtual Paths in ATM Networks", *IEEE GLOBECOM*, 1993.
9. Gerla, M., and Monteiro, J. A. S., "Topology Design and Bandwidth Allocation in ATM", *IEEE JSAC*, Vol. 7, No. 8, 1989.

10. Kim, S. B., "An Optimal Establishment of Virtual Path Connections for ATM Networks", *IEEE INFOCOM*, 1994.
11. Lemarechal, C., "Bundle Methods in Nonsmooth Optimization", in *Nonsmooth Optimization*, Ed. by C. Lemarechal & R. Mifflin, IASA V3, Pergamon, 1978.
12. Logothetis, M., Shigeo, S., and Kokkinakis, G., "Optimal Virtual Path Bandwidth Management Assuring Network Reliability", *IEEE GLOBECOM*, 1993.
13. Medhi, D., "Bundle-based Decomposition for Large-scale Convex Optimization: Error Estimate and Application to Block-angular Linear Programs", *Mathematical Programming*, Vol 66, 1994.
14. Rockafellar, R. T., *Convex Analysis*, Prece-ton Press, 1970.
15. Robinson, S. M., "Bundle-based Decomposition: Description and Preliminary Results", in *System Modelling and Optimization*, Ed. by A. Prekopa, J. Szelezsan, and B. Strazicky, Springer-Verlag, 1986.



박 구 현(Koohyun Park) 정회원

1957년 3월 19일생

1976년 3월~1980년 2월: 서울대
학교 산업공학과 (학사)

1980년 3월~1982년 2월: 한국과
학기술원 경영과학
과 (석사)

1982년 3월~1985년 8월: 동아대학교 산업공학과 전
임강사

1985년 8월~1989년 5월: University of Wisconsin-
Madison (OR 박사)

1989년 5월~1990년 1월: University of Wisconsin-
Madison (Post-Doc.)

1990년 2월~1991년 3월: 한국전자통신연구소 지능망
연구부 선임연구원

1991년 3월~현재: 홍익대학교 산업공학과 조교수
※관심분야: 최적화(OR), 네트워크 분석 및 설계, 트
래픽 제어 및 예측



신 용 식(Yong-Sik Shin) 정회원

생년월일: 1971년 8월 24일생

1990년 3월~1994년 2월: 홍익대
학교 산업공학과 (공
학사)

1994년 3월~1996년 2월: 홍익대
학교 산업공학과 (공
학석사)

1996년 3월~현재: 홍익대학교 산업공학과 박사과정
재학중 (OR 분야)

※관심분야: 최적화, ATM망 분석 및 설계, 망관리