

ATM 통신망에서의 서비스 유형과 경로 중첩 효과를 반영한 멀티캐스트 라우팅 알고리즘

正會員 梁 仙 姬*

The Type of Service and Virtual Destination Node Based Multicast Routing Algorithm in ATM Network

Sun-Hee Yang* *Regular Member*

요 약

본 논문에서는 ATM망의 VP 계층 망 상에서의 VC 연결에 대한 멀티캐스트 라우팅 알고리즘인 CMTVD(Constrained Multicast Tree with Virtual Destination) 알고리즘을 제안한다. CMTVD 멀티캐스트 라우팅 알고리즘은 서비스 유형에 따라 달라지는 제한사항을 반영하여 경로를 할당하되, 여러 목적 노드 그룹들간에 경로가 최대한 공유될 수 있도록 하여 총 링크 사용을 최소화할 수 있도록 한 휴리스틱 알고리즘이다. 소스노드와 목적노드들 및 가상목적 노드들로 구성되는 최소 비용 스타이너 트리를 구하는데, 연결가치를 추가시킬 때마다 서비스 유형에 따른 제한사항을 가중치로 반영한다. 지연에 민감한 실시간 서비스에 대해서는 최대 허용 지연을 초과하지 않도록 가급적 지연이 작은 연결가치를 선택하고, 비실시간 서비스에 대해서는 망에 부하가 분산되도록 하는 연결가치를 선택한다. 시뮬레이션 결과에 의하면 CMTVD 알고리즘은 망의 노드수가 증가하고 목적노드 그룹 수가 크며 그들이 집중화되어 있을수록 CMT(Constrained Multicast Tree) 알고리즘에 비해 더 나은 경로를 찾는데, 경로 비용 성능이 약 10%~15% 정도 개선되었다. 본 논문에서는 ATM 망을 VP 계층에서 가상 멀티캐스트망으로 재구성하고 연결가치의 비용함수를 선택 가능한 경로들간의 상대적 비용요소만을 고려하여 단순화함으로써 복잡도를 줄여 실제 환경에 사용할 수 있도록 고려하였다.

ABSTRACT

The Type of Service based multicast routing algorithm is necessary to support efficiently heterogeneous applications in ATM network. In this paper I propose the Constrained Multicast Tree with Virtual Destination(CMTVD) heuristic algorithm as least cost multicast routing algorithm. The service is categorized into two types, as delay sen-

*한국전자통신연구소 선임연구원
論文番號: 96268-0826
接受日字: 1996년 8월 26일

sitive and non in CMTVD algorithm. For the delay sensitive service type, the cost optimized route is the Minimum Cost Steiner Tree connecting all the destination node group, virtual destination node group and source node with least costs, subject to the delay along the path being less than the maximum allowable end to end delay. The other side for the non-delay sensitive service, the cost optimized route is the MCST connecting all the multicast groups with least costs, subject to the traffic load is balanced in the network. The CMTVD algorithm is based on the Constrained Multicasting Tree algorithm but regards the nodes branching multiple destination nodes as virtual destination node. The experimental results show that the total route costs is enhanced 10%~15% than the CMT algorithm.

I. 서 론

근래 ATM 전달망을 이용해 영상회의나 VOD와 같은 다자간 통신을 지원하기 위한 연구 개발이 많이 이루어지고 있다. 이들 서비스는 높은 대역폭을 요구하며 지연에 민감한 특성을 갖는다. 따라서 서비스 품질 보장과 망자원의 효율적인 이용을 위해서 서비스 유형에 맞는 적절한 멀티캐스트 라우팅 알고리즘의 개발이 필수적이다^[1]. 멀티캐스트 라우팅은 임의의 소스노드로부터 다중의 목적노드로 데이터를 전달하기 위해 점대 다중점 연결을 설정하는 기능으로서 망의 경유노드들은 한 입력 링크에서 수신된 데이터를 하나 이상의 출력 링크로 내 보내는 능력을 갖는다. 멀티캐스트 라우팅 알고리즘은 사용자가 요구한 서비스 품질을 만족시키면서 망자원 및 대역폭을 최적으로 사용하도록 해야 하며, 실시간 응용에 적용될 수 있도록 단순해야 한다^{[2][3]}. 본 논문에서는 서로 다른 전달 특성을 갖는 서비스들이 ATM 망을 통해 제공되는 상황에서 서비스 유형별 전달 요구사항을 반영한 근사 최적 멀티캐스트 라우팅 알고리즘을 제안한다.

멀티캐스트 라우팅에 대한 기존의 연구들은 주로 망자원 및 대역폭을 최적으로 사용하기 위한 연구로서 MST(Minimum Spanning Tree) 알고리즘이나 MCST(Minimum Cost Steiner Tree) 알고리즘을 기반으로 하고 있다^{[4][5]}. 이들은 컴퓨터 네트워크에서의 멀티캐스팅 경로 설정을 목적으로 하므로 다양한 서비스별 품질 요구사항을 반영하지 않아 ATM 망과 같은 멀티서비스 환경에 적용하기에는 적합하지 않다^[6]. 최근의 논문 [10][11]에서는 지연에 민감한 서비스의 지연 한계값을 만족시키기 위한 최소 비용 멀티캐스

트 라우팅 문제를 다루고 있으나 이들은 지연에 민감한 서비스의 라우팅 문제만 다룬다. [10]의 연구에서는 ATM망의 VP, VC 계층의 연결에 대해 지연에 민감한 서비스에 대한 멀티캐스트 라우팅 알고리즘을 제안하고 있다. 그러나 논문 [10]에서는 경로비용이 망자원 사용에 대한 절대적 비용이 아니라 선택 가능한 경로들간의 상대적인 비용임에도 불구하고 호 지속 시간과 대역폭 비용 등을 포함시킴으로써 경로의 비용함수와 지연함수를 복잡하게 설정하여 실시간 적용에는 적합하지 않다. 한편 논문 [11]에서는 경로 비용과 지연값을 동일하게 취급하여 실제 응용에 적용하기에는 문제가 있다.

본 논문은 ATM의 VP 계층 망 상에서의 VC 연결에 대한 멀티캐스트 라우팅 알고리즘을 제안하는데, 지연에 민감한 서비스와 그렇지 않은 서비스에 대해 적용할 수 있는 알고리즘을 제시한다. VP 링크의 비용함수에 대해 망 구성 데이터로부터 추출되는 고정값과 망의 트래픽 부하에 따른 동적 값을 반영하되, 서비스 유형에 따라 이들 값의 반영 비율을 달리함으로써 서비스 유형과 망의 부하 상태를 반영한 근사 최적 경로를 찾는다. 본 논문에서 제안하는 Constrained Multicasting Tree with Virtual Destination(CMTVD) 휴리스틱 알고리즘은 다중의 목적노드들로 가지분할(branching)이 일어날 가능성이 있는 경유노드를 가상 목적노드(Virtual Destination Node)로 간주하고 MCST를 구한다. 따라서 CMTVD 알고리즘은 [11]에서 제안한 CMT 알고리즘에 비해 목적노드들이 집중화되어 있는 형상에서 최소 비용 경로를 찾는 성능을 개선하였다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서는 멀티캐스트 경로 모델과 비용함수, 지연함수를 정의한다. 3

장에서는 CMTVD 알고리즘을 제안하고 이 알고리즘을 적용한 예제를 보인다. 4장에서는 두 알고리즘에 대해 임의의 망모델에 대한 경로 비용 성능을 비교, 분석하고 5장에서 결론을 맺는다.

II. 멀티캐스트 경로 모델

1. 멀티캐스트망 모델

망은 여러 개의 스위치와 그들을 연결하는 고속의 링크로 구성된다. 따라서 스위치를 연결점(Vertex) V 로 스위치 사이를 연결하는 링크를 연결가지(Edge) E 로 하는 그래프 $G(V, E)$ 로 망을 모델링할 수 있다. 이때 V 의 임의의 두 연결점 u, v 를 연결하는 연결가지 $e(u, v)$ 에 대해 비용함수와 지연함수가 정의된다. 본 논문에서는 이러한 그래프 모델을 이용하여 망을 표현하되 ATM 망의 계층적 구조를 이용하여 멀티캐스트 망 모델을 단순화한다.

일반적으로 ATM 망을 VP 계층에서 연결하여 가상 사설망(Virtual Private Network)이나 운용 관리, 신호 등을 위한 특수 목적의 가상 서비스 망(Virtual Service Network)으로 재구성 함으로써 물리망을 효율적으로 제어, 관리할 수 있다^{[2][3][4]}. 본 논문에서는 이러한 계층 구조를 이용하여 VP 계층에서의 가상 멀티캐스트 망(Virtual Multicast Network)을 구성하여 멀티캐스트 경로 모델을 단순화 함으로써 경로 할당에 필요한 계산량을 줄이도록 한다^[5]. 즉, 물리망 상에 멀티캐스트 경로용 VPC(Virtual Path Connection)를 사전 할당하여 VMN을 구성하고, 사용자로부터 멀티캐스팅 서비스 요구가 발생되면 그 VMN 상에서 멀티캐스트용 VC 경로를 할당한다. 이처럼 사전에 VMN을 구성함으로써 멀티캐스트 트래픽의 변동을 유연하게 수용하는 데에는 한계가 있을 수 있으나, 망의 트래픽을 반영해서 망 사용 계획을 유연하게 운용함으로써 이 문제를 방지할 수 있다.

멀티캐스트 경로 모델은 방향성을 갖는 점 대 다중 점 데이터 흐름을 표현하기 위한 모델로서, 소스들 root로 목적노드를 leaf들로 하는 트리 $T(s, \{M\})$ 로 표현될 수 있다. $T(s, \{M\})$ 는 멀티캐스트 경로설정에 요구되는 제한조건을 만족하는 트리로서 s 는 소스노드이고 $\{M\}$ 은 $\{m_1, m_2, \dots, m_k\}$ 로 구성되는 목적노드 그룹이다. 멀티캐스트 연결 트리가 주어졌을 때, 임의

의 사용자는 연결노드와 연결가지로 구성되는 경로를 만들어서 그 트리에 연결함으로써 새로이 멀티캐스트 그룹에 연결되거나, 경로를 삭제함으로써 그 멀티캐스트 그룹으로부터 분리될 수 있다^[6].

그림 1은 ATM 물리망 및 VMN에 대한 그래프 모델과 소스노드가 A이고 목적노드가 B, D, E인 멀티캐스트 경로 트리 모델이다. 물리망에서 C 노드의 경우 셀복사 기능을 갖지 않으며 가입자가 연결되지 않는다고 가정한다. 그림 b에서 각 연결노드는 셀복사 기능을 갖는 VP/VC 교환기이며, 연결가지는 VP 링크를 나타낸다. VMN 모델에서 정의되는 주요 변수는 다음과 같다.

$G_{VMN}(V, E)$: VMN 망에 대한 그래프 모델

$e(u, v)$: 노드 u 와 v 간을 연결하는 연결가지

s : 소스노드

$\{M\}$: 목적노드 그룹으로서 $\{m_1, m_2, \dots, m_k\}$ 로 구성

$p(s, m_i)$: 소스노드 s 와 목적노드 m_i 간을 연결 하는 경로

D_m : 종단 대 종단 지연 한계값

$c_{e(u, v)}$: $e(u, v)$ 연결가지에 대한 비용함수

$d_{e(u, v)}$: $e(u, v)$ 연결가지에 대한 지연함수

$d_{p(s, m_i)}$: $p(s, m_i)$ 연결경로에 대한 지연함수

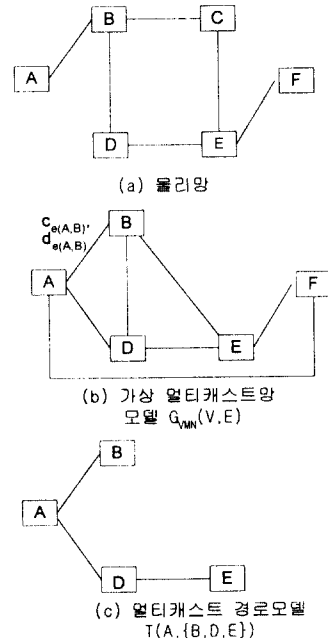


그림 1. 멀티캐스트 경로 모델

2. 비용함수 및 지연함수 정의

경로에 대한 비용은 경로 할당 원칙에 따라 여러가지 비용 발생 요소를 고려할 수 있다. 예를 들어 가급적 적은 수의 교환기를 거치는 경로를 할당하고자 하는 경우에는 비용 발생 요소로서 하나의 VP 링크가 경유하는 물리링크의 갯수에 대한 비용을 주로 고려할 수 있다. 전송 오류를 최소화하도록 경로를 할당하기 위해서는 물리 링크의 평균 전송 오류율을 비용 요소로서 반영함으로써 광 링크와 같은 고품질 링크를 선택하게 할 수도 있을 것이다. 이처럼 비용함수는 망에서 유니캐스트나 멀티캐스트 경로를 할당할 때 선택 가능한 여러 경로들 중의 하나를 결정하기 위해 기준이 되는 값으로서, 사용자가 망자원을 사용하는데 따른 절대적 비용이 아니라 대안이 되는 여러 경로들 중 하나를 선택하기 위한 상대적 비용을 나타낸다. 즉, 비용함수는 망 운용자의 경로 할당 원칙에 따라 가장 합당한 경로를 찾아서 할당하기 위한 경로 선택 함수로서 상대적 비용으로 구성되어야 한다.

그러나 논문 [10]에서는 경로비용을 망자원 사용에 대한 절대 비용으로 간주하여 대역폭 비용 C_B 와 연결 설정 비용 C_E 및 스위칭 비용 C_{SW} 로 구성하였다. 이 논문에서는 연결까지 $e(v, w)$ 에 대한 비용함수를 다음 식과 같이 정의하였다.

$$C_{e(v, w)} = \alpha C_{vw} B_{sd} + \frac{\beta}{\tau} + \gamma \{R_{vc} + (C_{vw} - 1) R_{vp}\} B_{sd}$$

이 식에서 C_{vw} 는 VP 링크 $e(v, w)$ 가 거치는 물리 링크의 갯수를 나타내며, B_{sd} 는 요구 대역폭, τ 는 호지속시간, R_{vc} 는 VC 하나당 교환비용, R_{vp} 는 VP 하나당 교환비용을 나타낸다. α, β, γ 는 C_B, C_E, C_{SW} 비용 각각에 대한 가중치를 나타낸다. 따라서 소스노드 s 와 임의의 목적노드 d 를 연결하는 경로 $P(s, d)$ 에 대한 총 경로비용을 다음과 같이 유도된다.

$$C_{P(s, d)} = \alpha \sum_{VP(v, w) \in P(s, d)} B_{sd} C_{vw} + \beta \frac{C_E}{\tau} + \gamma B_{sd} \sum_{VP(v, w) \in P(s, d)} \{R_{vc} + (C_{vw} - 1) R_{vp}\}$$

그런데 이들 식에서 $B_{sd}, \tau, R_{vc}, R_{vp}$ 는 어떤 경로를 거치는가에 상관없이 일정하게 발생하는 비용 요소이다. 즉, 이 논문에서 정의하고 있는 경로 비용함수

는 경로 선택을 위한 상대적 비용이 아니라 경로 사용에 대한 절대적 비용으로서 지나치게 복잡하게 설정되어 있어 실시간 적용에는 문제가 있음을 알 수 있다.

본 논문에서는 서비스 특성과 망의 트래픽 부하 정도를 반영한 최적 경로를 찾되 실시간 망 제어에 적용할 수 있도록 단순화된 비용 함수를 정의하기 위하여 다음과 같은 경로 할당 원칙을 기반으로 한다.

- 소스 라우팅을 사용한다.
- 서비스를 지연 특성에 따라 실시간 서비스와 비실시간 서비스 유형으로 구분하여 경로를 할당한다. 실시간 서비스에 대해서는 가능한 경로들 중 지연이 한계값을 넘지 않는 경로들 중 최소 비용 경로를 할당한다. 비실시간 서비스에 대해서는 망의 트래픽 부하를 비용에 반영한 최소 비용 경로를 할당한다.
- 멀티캐스팅을 위한 가지 분할은 가급적 목적노드 가까이서 일어나도록 함으로서 경로 중첩 효과를 극대화하여 전체 경로 비용을 줄인다.
- 비용함수는 실시간 망제어에 사용할 수 있도록 단순화한다. 이를 위해 경로와 상관없이 일정하게 발생하는 비용 요소는 비용함수에 반영하지 않는다.

따라서 이러한 경로 할당 원칙에 의하여 최적 경로를 찾기 위해 다음과 같은 비용 및 지연 발생 요소를 정의하였다.

- $LC_{vw}: e(v, w)$ VP 링크가 거치는 물리 링크의 개수
- $LL_{vw}: e(v, w)$ VP 링크의 총 길이
- $B_{vw}: e(v, w)$ VP 링크에 할당된 총 대역폭
- $TL_{vw}: e(v, w)$ VP 링크의 트래픽 점유 등급으로서 고, 정상, 저의 세 등급으로 구분
- $\alpha_{vw}: e(v, w)$ VP 링크의 트래픽 점유 등급에 따른 비용 가중치
- d_a : 단위 트래픽이 경유노드에서 겪는 평균 교환 지연
- d_b : 단위 트래픽이 단위 전송 길이 당 겪는 전달 지연

그리고 VP 연결까지 $e(v, w)$ 에 대한 비용을 망의 물리적 구성 데이터로부터 추출되는 고정 비용 C_{vw} 와 경로의 부하 등급에 따른 가변적 비용 C'_{vw} 로 나타내

었다. 즉, 어떤 경로를 선택할 때 가급적 망자원을 적게 사용하기 위해 물리적 망구성에 대한 고정 비용을 반영하되, 상대적으로 부하가 높은 경로에 대한 비용은 높게 산정해 줌으로써 경로 설정 시 부하가 분산되도록 하기 위하여 가변적 비용 C'_{vw} 을 반영한다. C_{vw} 는 LC_{vw} 와 LL_{vw} 를 이용하여 다음 식 (1)과 같이 나타낼 수 있는데, $G_{VMN}(V, E)$ 을 구성하는 연결가치들 중의 LC_{min} , LL_{min} 으로 나누어줌으로써 경로들간의 상대적 비용으로 표현하였다.

$$C_{vw} = \frac{LC_{vw}}{LC_{min}} + \frac{LL_{vw}}{LL_{min}} \quad (1)$$

$LC_{min} : \text{Min}[LC_{ij} \text{ for all } e(i, j) \text{ in } G_{VMN}(V, E)],$

$LL_{min} : \text{Min}[LL_{ij} \text{ for all } e(i, j) \text{ in } G_{VMN}(V, E)]$

C'_{vw} 는 $e(v, w)$ 연결가치의 부하 등급에 따라 특별한 할인 혹은 부가 요금을 적용하기 위한 것이므로 다음 식 (2)와 같이 정의할 수 있다.

$$C'_{vw} = \alpha_{vw} C_{vw}, \quad -1 < \alpha_{vw} \leq 1 \quad (2)$$

따라서 $e(v, w)$ 에 대한 비용함수는 (3) 식으로 유도된다.

$$C_{e(v, w)} = C_{vw} + C'_{vw} = (1 + \alpha_{vw}) C_{vw} = \frac{(1 + \alpha_{vw}) \times (LL_{min} \times LC_{vw} + LC_{min} \times LL_{vw})}{LC_{min} \times LL_{min}} \quad (3)$$

그러나 (3) 식에서 $G_{VMN}(V, E)$ 망의 모든 VP 경로에 대한 부하 정도를 실시간으로 수집하는 것은 현실적으로 문제가 있을 뿐만 아니라 트래픽 부하 정도에 대한 상세 정보를 비용 요소로써 반영할 필요도 없다. 따라서 VP 연결 경로의 부하 정도는 몇 단계로 구분하여 적용하면 되는데 본 논문에서는 저, 정상 및 고의 세 등급으로 구분하는 것으로 가정한다. 예를 들어 40%~50%의 사용율을 정상 등급으로 하고 그 이하와 이상을 각각 저, 고로 구분하되, 그에 따른 가중치를 0.2로 적용할 수 있다. 트래픽 부하에 대한 기준 설정은 망의 평균 트래픽 부하를 반영하여 가변적으로 조정할 수 있다. 그러므로 $G_{VMN}(V, E)$ 의 노드들은 VP 연결 경로의 부하 등급이 바뀌는 경우에만 이를

알려주어 경로 설정 시 반영되도록 하면 된다.

따라서 $T(s, \{M\})$ 멀티캐스팅 경로에 대한 총 비용은 식 (3)으로부터 다음 식 (4)로 표현될 수 있다. 여기서 β_{vw} 는 $e(v, w)$ 연결가치를 통해 접속되는 목적 노드의 개수로서 가지 분할 효율을 반영하기 위한 것이다.

$$C_{T(s, \{M\})} = \sum_{e(v, w) \in T(s, \{M\})} \frac{C_{e(v, w)}}{\beta_w} = \frac{1}{(LC_{min} \times LL_{min})} \times \sum_{e(v, w) \in T(s, \{M\})} \frac{(1 + \alpha_{vw}) \times (LL_{min} \times LC_{vw} + LC_{min} \times LL_{vw})}{\beta_w} \quad (4)$$

한편 $e(v, w)$ 연결가치의 지연은 일반적으로 교환 지연과 전파지연 및 전송지연으로 인해 발생한다. $d_{sw}(v, w)$ 는 교환으로 인한 지연으로서 주로 큐잉 때문에 발생한다. $d_{pro}(v, w)$ 는 전파 지연, $d_{tran}(v, w)$ 는 전송 지연을 나타내는데 전송 매체에 따라 결정되는 값으로서, 고속 전송 기술 발달로 인해 d_{sw} 에 비해 상대적으로 작은 값이다. 본 논문에서는 단위 트래픽 (셀 혹은 비트 등)이 교환노드 하나를 거치면서 겪는 평균 교환 지연을 d_a 라 하고, 전파지연 및 전송지연은 전송 길이에 따라 달라지되 단위 전송 길이당 d_b 의 전달 지연을 겪는다고 가정한다. 따라서 연결가치 $e(v, w)$ 에 대한 지연 함수는 다음 식 (5)로 표현될 수 있다.

$$d_{e(v, w)} = d_{sw}(v, w) + d_{pro}(v, w) + d_{tr}(v, w) = d_a \times LC_{vw} + d_b \times LL_{vw} \quad (5)$$

따라서 $T(s, \{M\})$ 경로 상의 목적노드 m_1 에 대한 망 내부에서의 총 지연은 아래 식 (6)과 같이 나타난다.

$$d_{p(s, m_1)} = \sum_{e(v, w) \in p(s, m_1)} \{d_a \times LC_{vw} + d_b \times LL_{vw}\} + d_a \quad (6)$$

따라서 앞에서 정의한 식 (5), (6)으로부터 본 논문에서 구하고자 하는 실시간 서비스의 멀티캐스팅 경로 $T(s, \{M\})$ 은 다음 제한 조건 (7), (8)을 만족하는 MCST가 되며, 미실시간 서비스의 경우에는 식 (7)을 만족하는 MCST가 된다.

$$C_{T(s, \{M\})} = \sum_{e(v, w) \in T(s, \{M\})} C_{e(v, w)} \text{가 최소화되는 연결나무} \quad (7)$$

$$d_{p(s, m_i)} < D_m, \quad m_i \in \{M\} \quad (8)$$

Ⅲ. CMTVD 알고리즘

통신망에서 지연 제한을 갖는 최소 비용 멀티캐스트 경로를 구하는 문제는 망모델 $G(V, E)$ 에서 소스노드 s 와 각 목적노드 $m_i \in \{M\}$ 를 연결하는 최소 비용 멀티캐스트 연결경로를 구하되, 각 연결경로 $p(s, m_i)$ 의 총 지연 값 $d_{p(s, m_i)}$ 이 D_m 을 초과하지 않는 최적 연결나무를 구하는 문제로서 NP-complete한 문제이다^{[11][16]}.

Kompella 등은 논문 [11]에서 지연 제한 값을 만족시키는 최소 비용 멀티캐스트 연결나무를 구하는 근사 최적 알고리즘으로 CMT(Constrained Multicast Tree) 알고리즘을 제안하고 있다. CMT 알고리즘은 최소 비용 스타이너 트리를 구하는 근사 휴리스틱 알고리즘인 KMB 알고리즘^[8]을 개선한 것이다. KMB 알고리즘은 소스 노드와 목적노드들을 연결하는 MCST를 구하기 위해 망을 소스노드와 목적노드들만으로 단순화하여 재구성한 완전 연결 그래프를 만든 다음, 이들에 대한 MST(Minimum Spanning Tree)를 구한다. CMT 알고리즘은 KMB 알고리즘에서처럼 소스노드와 목적노드들만으로 완전 연결 그래프를 구성하여 MST를 찾아나가되, 가지를 추가시킬 때 마다 가지 선택 함수에 의해 지연 제한 사항을 만족시키는 경로를 찾도록 개선하였다. 즉, $G(V, E)$ 망모델로부터 소스노드 s 와 목적노드 그룹 $\{M\}$ 을 연결하는 완전 연결 그래프 $G'(s \cup \{M\}, E')$ 을 구성한 후, MST 구성 알고리즘에 의해 $G'(s \cup \{M\}, E')$ 상의 모든 노드들이 연결될 때 까지 연결가지들을 추가하되 지연 제한 사항을 고려한 가지 선택 함수에 의해 지연이 작은 연결가지를 선택한다. 가지 선택 함수 f_{CMT} 는 새로 추가하려는 가지의 비용을 그 가지를 추가했을 때의 그 경로의 지연 제한 값의 나머지로 나눔으로써 가급적 총 지연이 작은 가지를 선택하게 하는데, 다음 식과 같이 정의하였다.

$$f_{CMT} = \begin{cases} \frac{C_{e(u, v)}}{(D_m - d_{p(s, u)} - d_{e(u, v)})}, & \text{if } d_{p(s, u)} + d_{e(u, v)} < D_m \\ \infty, & \text{if } d_{p(s, u)} + d_{e(u, v)} \geq D_m \end{cases}$$

CMT 알고리즘은 비교적 단순한 가지 선택 함수를 사용하여 지연 제한을 고려한 경로를 찾을 수 있으나, 목적노드들이 특정 경유노드에 집중적으로 연결되어 있는 형상에서는 최적 경로를 찾지 못하며, 지연에 민감하지 않은 서비스에 대해서는 적용할 수 없는 문제가 있다. 또한 멀티캐스트 경로는 가능한 한 여러 목적노드들에 대해 동일한 경로를 통해 전달되다가 목적노드 가까이서 가지분할이 일어나도록 하는 것이 망자원 사용에 있어서 효율적이다. 그러나 CMT 알고리즘에서는 가지분할 노드를 고려하지 않고 단순히 소스노드와 목적노드 그룹만으로 완전 연결 그래프 $G'(s \cup \{M\}, E')$ 를 구성하므로 목적노드들이 특정 경유 노드에 집중되어 있는 형상에서는 최적 경로를 구하지 못하는 단점을 갖는다.

한편 논문 [10]에서는 Kompella의 알고리즘에서 정의한 가지 선택 함수가 지연에 지나치게 민감함을 들어 지연에 대한 민감성의 정도를 반영할 수 있도록 가지 선택 함수를 개선하였다. [10]에서 정의한 가지 선택 함수는 지연에 대한 민감성을 조절함으로써 링크 비용 뿐만 아니라 지연에 대해서도 효율적인 경로를 찾도록 하고 있다. 그러나 이 논문에서 정의한 가지 선택 함수는 지연값에 따라 경로들 간 최적 경로를 가리기 어려운 미묘한 문제를 다루기 위하여 평균 계산량이 많아지는 단점이 있다. 또한 일반적으로 통신망 서비스에 있어서 지연 제한 사항은 제한된 값만 만족시키면 되는 요구 사항으로서 구태여 지연값이 최소화되는 경로를 설정할 필요는 없음에도 불구하고, 논문 [10]에서는 지연이 최소화되는 경로를 찾기 위해 부가적인 계산을 하고 있다.

1. CMTVD 알고리즘

본 절에서는 앞에서 언급한 문제점들을 개선한 CMTVD 알고리즘을 제안한다. CMTVD 알고리즘은 비용에 최적화된 멀티캐스팅 경로를 찾되, 가급적 목적노드 가까이서 가지분할이 일어나도록 함으로써 경로 중첩 효과를 극대화하여 망자원 사용 성능을 개선하였고, 실시간 서비스와 비실시간 서비스에 대해 비용함수와 연결가지 선택 함수를 달리 적용함으로써 멀티서비스에 적용될 수 있도록 하였다.

제안하는 알고리즘은 다음과 같다.

- (1) 멀티캐스트 망 모델 $G_{VMN}(V, E)$ 상에 소스노드 s 와 목적노드 그룹 $\{M\}$, 서비스 유형 및 지연 제한값 $D_m, C_{e(t)}, d_{e(t)}$ 이 주어진다. 연결까지의 비용과 지연은 식 (3), (5)로부터 정의된다.
- (2) 목적노드 그룹 $\{M\}$ 에 대해 두개 이상의 목적노드들이 동시에 연결되는 가지 분할 노드 그룹인 가상 목적노드 그룹(Virtual Destination Group) $\{VD\}$ 을 찾아낸다.
- (3) 소스노드 s 와 목적노드 그룹 $\{M\}$ 및 가상 목적노드 그룹 $\{VD\}$ 에 대한 완전 연결 그래프 $G'_{VMN}(s \cup \{M\} \cup \{VD\}, E')$ 을 구성한다.
- (4) MST 구성 알고리즘에 의해 $G'_{VMN}(s \cup \{M\} \cup \{VD\}, E')$ 의 $s \cup \{M\}$ 노드들이 완전히 연결될 때 까지 최소 비용 연결나무 $T(s, \{M\})$ 을 구한다. 연결까지 선택 시에는 서비스 유형에 따라 가지 선택 함수를 선택적으로 적용한다. 실시간 서비스의 경우에는 다음 식 (9)의 가지 선택 함수를 사용하고, 비실시간 서비스의 경우에는 식 (10)의 가지 선택 함수를 사용한다. MST 구성 알고리즘은 최소 비용 연결가지를 하나씩 추가시켜 나가는 Prime의 알고리즘을 기반으로 한다.

$$f_r = \begin{cases} \frac{C_{e(u,v)}}{\beta_{uv}(D_m - d_{p(s,u)} - d_{e(u,v)})}, & \text{if } d_{p(s,u)} + d_{e(u,v)} < D_m \\ \infty, & \text{if } d_{p(s,u)} + d_{e(u,v)} \geq D_m \end{cases} \quad (9)$$

$$f_{nr} = \frac{(1 + \alpha_{uv})C_{e(u,v)}}{\beta_{uv}} \quad (10)$$

- (5) 구해진 최소 비용 연결나무 $T(s, \{M\})$ 을 $G_{VMN}(V, E)$ 모델 위에 펼치면 최소 비용 멀티캐스팅 경로 $T(s, \{M\})$ 이 구해진다.

멀티캐스트 경로를 찾는 절차와 가상 목적 노드 그룹 $\{VD\}$ 를 찾는 알고리즘은 그림 2의 (a), (b)와 같다.

즉, 둘 이상의 목적노드들이 연결되는 중간 경유노드를 찾아내되, 비용 및 지연 제한 사항을 검사하여 이를 만족시키는 경우 가상 목적 노드가 된다. 예를 들어 그림 3에서처럼 가상 목적 노드 vd_j 를 통해 세개의 목적노드 $m_{i,1}, m_{i,2}, m_{i,3}$ 가 연결되는 경우를 고려해보자. 이 경우 각각의 목적노드들이 vd_j 를 통해 가지분할되어 연결될 때의 지연이 D_m 을 초과하지 않

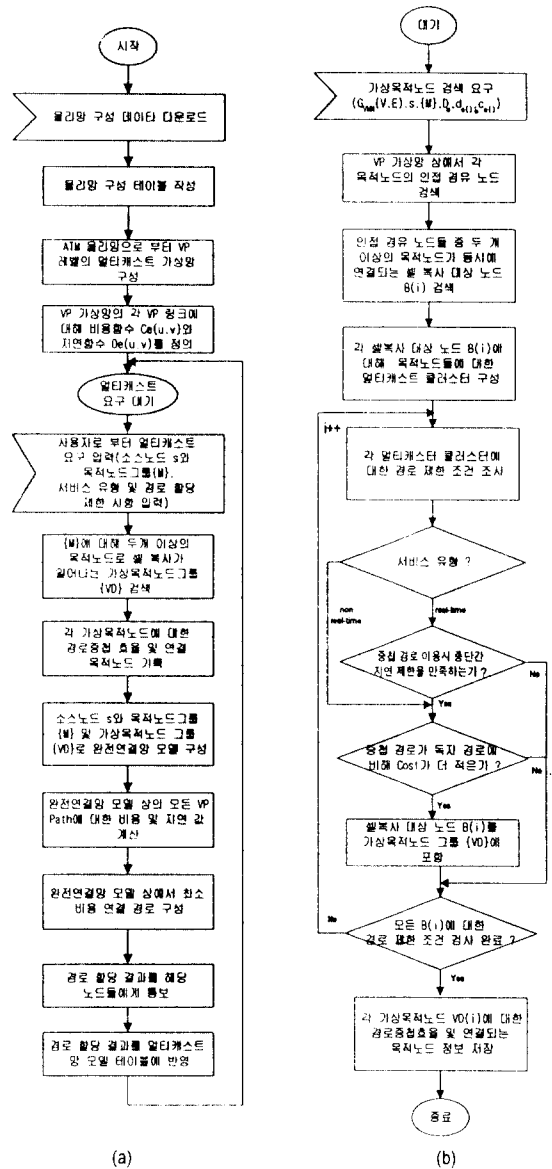


그림 2. (a) 멀티캐스트 경로를 찾는 절차도 (b) 가상목적노드 검색 알고리즘

아야 하며, 또한 각기 별도로 연결될 때에 비해 비용이 작은 경우에만 vd_j 는 $\{VD\}$ 그룹에 포함될 수 있다. 즉, 가상 목적 노드 vd_j 는 다음 식 (11), (12)를 만족시켜야 한다.

$$d_{p(s, vd_j)} + d_{p(vd_j, m_{i,j})} < D_m, \quad \text{for } \forall j \quad (11)$$

$$C_{\rho}(s, vd_i) + \sum_j C_{\rho}(vd_i, m_{i,j}) < \sum_j C_{\rho}(s, m_{i,j}), \text{ for } \forall j \quad (12)$$

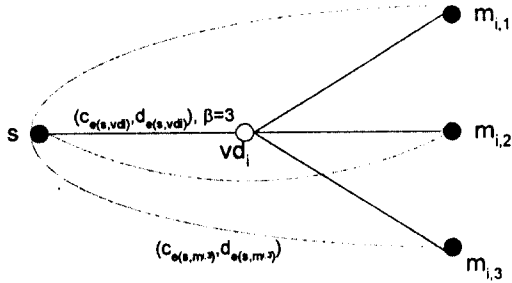


그림 3. 가상 목적 노드의 제한조건

2. 알고리즘 적용 예제

그림 4와 그림 5는 실시간 서비스에 대해 목적노드들이 특정 경유 노드에 집중되어 있는 경우와 그렇지 않은 경우 CMTVD 알고리즘에 의해 최적 경로를 찾는 예제를 보여준다. 그림 4의 예제에서 소스노드가 A이고 목적노드들이 B, E이며, 각 연결가지는 (c=1, d=1)이며 최대 지연은 3이라고 가정한다. 먼저 가지분할 대상 노드를 구하면 D 노드가 구해진다. 그러나 D 노드를 경유하는 경우 B, E 목적노드까지의 경로 지연이 3이 되어 최대 지연 D_m과 같아져서 식 (11)의 지연 제한 조건을 만족하지 못한다. 따라서 D 노드는 가상 목적 노드가 되지 못하므로 그림 4의 예제는 CMT 알고리즘과 같은 절차에 의해 (e)의 최적 멀티캐스팅 경로 나무 T(A, {B, E})가 구해진다.

그림 5의 예제는 목적노드들이 v 경유노드에 집중화되어 있는 예로서 각 목적노드들이 제각기 최소 비용으로 직접 s 노드에 연결되어 있으며 D_m은 3이라고 가정한다. 이 경우에는 v 노드를 거치든 그렇지 않고 직접 연결 경로로 연결되든 경로 지연 값이 2로서 지연 제한 조건을 만족함을 알 수 있다. 비용 제한 조건을 조사하면 v 노드에서 가지분할 되는 경우에는 총 비용이 (1+k)가 되고, v를 거치지 않고 직접 소스노드에서 각 목적노드로 연결되는 경우에는 (1×k)가 되므로 v가 가상 목적노드가 됨을 알 수 있다. 따라서 완전 연결 그래프 G'(s ∪ {M} ∪ {VD}, E)이 (c)와 같이 구성되고, 식 (9)의 가지 선택 함수에 의해 c(s, v)

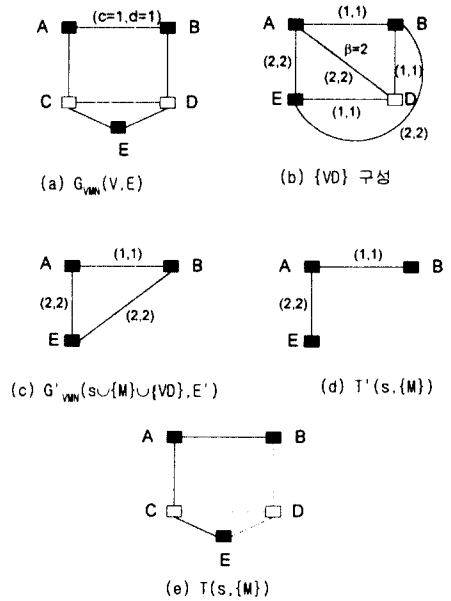


그림 4. CMTVD 알고리즘 예제(목적노드들이 집중화되어 있지 않은 경우)

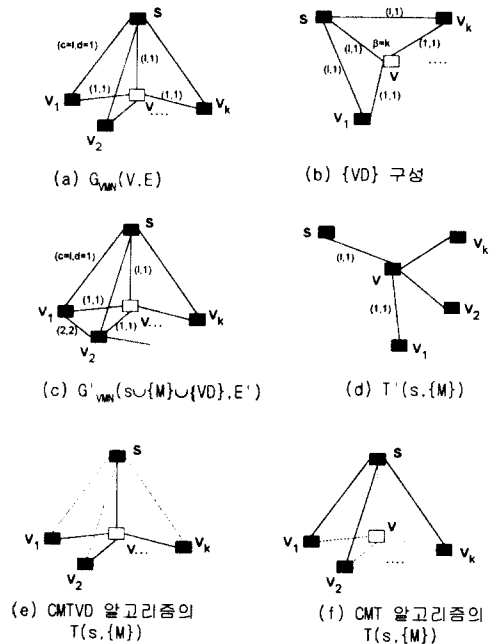


그림 5. CMTVD 알고리즘(목적노드들이 집중화되어 있는 경우)

의 연결가지가 선택되어서 (c)의 최적 경로가 구해진다. 그러나 CMT 알고리즘은 (f)의 경로를 구함으로써 총 경로 비용이 $(1 \times k)$ 가 되어 최적 경로를 찾지 못한다¹¹⁾.

그림 6의 예제는 그림 4의 예제를 비실시간 서비스에 대해 적용한 것이다. (a)와 같이 각 링크에 부하가 걸린 경우 완전 연결 그래프가 (b)처럼 구성되고, 식 (10)의 가지 선택 함수에 의해 (c) 경로가 비용 2.6으로 최소 비용 경로로 찾아진다. 같은 망구성을 갖는 예제인 그림 4의 (c) 경로는 비용이 3.2가 된다. 즉, 서비스 종류에 따라 최적 경로가 달라짐을 알 수 있다. 본 논문에서는 앞에서 언급했듯이 트래픽 부하가 낮은 등급(L)인 경우 $\alpha = -0.2$, 높은 등급(H)인 경우 $\alpha = 0.2$, 정상(M)인 경우 $\alpha = 0$ 으로 산정하였다.

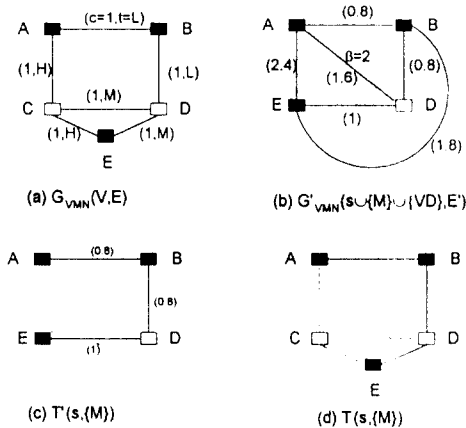


그림 6. CMTVD 알고리즘을 비실시간 서비스에 적용한 경우

IV. 성능 분석

1. 시뮬레이션 모델

본 논문에서는 지연 제한 조건을 만족시켜야 하는 실시간 서비스에 대해 CMT 알고리즘에 의해 찾아진 경로의 비용과 CMTVD 알고리즘에 의해 찾아진 경로의

비용을 비교하기 위해 비교지수 $\eta = \frac{1}{N} \sum_i \frac{V_i}{C_i}$ 를 사용하였다. V_i 는 i 번째 반복 실험에서 찾아진 CMTVD 멀티캐스팅 경로의 비용이고 C_i 는 CMT 알고리즘에

의해 찾아진 경로의 비용이며, 동일한 망에 대해 N 번을 반복 수행하여 평균 경로 비용을 비교하였다. 주요 시뮬레이션 변수는 노드 수 n , 목적노드 그룹의 크기 및 목적노드들의 집중도로서 이들 값에 따른 값의 변화를 조사하였다.

시뮬레이션 과정은 먼저 주어진 노드 수 n 과 노드의 최대 연결 가능 가지수(degree)를 이용하여 랜덤하게 연결가지를 생성시켜 랜덤 그래프를 구성하였다. 소스노드와 목적노드 그룹을 임의로 선택하되 목적노드의 그룹 크기는 노드 수의 20~30% 사이의 값을 갖도록 하였다. 동일 망에 대해 반복적으로 CMT 알고리즘과 CMTVD 알고리즘을 수행하여 최소비용 경로를 찾아내되, 100번씩 반복 수행하여 각 알고리즘에 대해 평균 비용을 구하도록 하였다. 시뮬레이션을 단순화하기 위해 각 연결가지 당 비용은 1로 하였으며 지연값은 1과 5 사이의 임의의 값을 주도록 프로그램하였다.

2. 결과 분석

그림 7은 노드수가 10개 내외의 비교적 소규모의 망에 대해 그룹의 크기를 3, 4, 5로 하고 지연 제한 값을 25로 한 경우이다. 그룹 크기가 커짐에 따라 CMTVD 알고리즘이 CMT 알고리즘에 비해 보다 최적의 경로를 찾아냄을 알 수 있는데 이는 소규모 망에서는 그룹 크기가 커짐에 따라 목적노드 그룹들이 동일 가지를 분할 노드에 연결되는 확률이 증가함으로써 경로 중첩 효과가 반영되기 때문이다. 망의 노드 수가 10에서 20으로 증가하는 경우 CMT 알고리즘에서는 비용 성능이 약 15% 정도 저하된다¹¹⁾. 이는 노드 수가 증가하는 경우 CMT 알고리즘에서는 망을 단순화하기

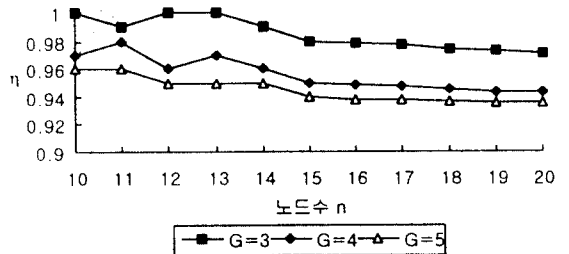


그림 7. 소규모 망의 경우 노드수에 따른 η 변이

위해 완전 연결 그래프를 구성할 때 선택 가능한 다른 경로들이 무시되는데 기인한다. 그러나 CMTVD 알고리즘에서는 완전 연결 그래프를 구성할 때 가지 분할 노드를 고려함으로써 노드 수 증가에 따른 성능 저하가 비교적 둔화됨을 알 수 있다.

그림 8은 노드 수가 50개 이상인 대규모 망에 대해 비용 성능을 시뮬레이션한 결과로서 목적노드 그룹의 크기는 10으로 하였으며 지연 한계값은 25로 하였다. 목적노드들이 집중화되어 있는 경우와 그렇지 않은 경우를 비교하기 위해 목적노드들을 임의로 선정하는 경우와 목적 노드들을 특정 노드에 40% 및 60% 집중되도록 선정하여 시뮬레이션 한 결과이다.

CMTVD 알고리즘의 경우 목적노드들이 집중될수록 CMT 알고리즘에 비해 좋은 결과를 얻을 수 있다. 목적노드들을 임의로 선정하는 경우에도 그룹 크기가 크면 경로 중첩 가능성이 증가하여 CMT 알고리즘에 비해 효율이 개선됨을 보여준다. 대규모 망의 경우 노드 개수에 따른 η 의 변이 폭이 작은 것은 지연 한계 값 때문에 선택 가능한 최적 경로가 상당히 제한되기 때문이다.

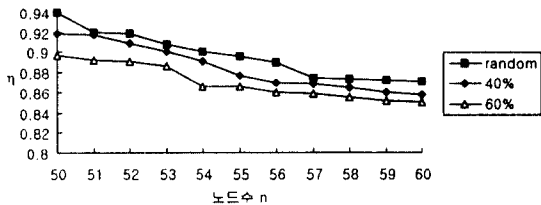


그림 8. 대규모 망의 경우 노드수와 목적노드 집중도에 따른 η 변이

V. 결 론

본 논문에서는 서로 다른 전달 특성을 갖는 서비스들이 ATM 망을 통해 제공되는 상황에서 서비스 유형별 요구사항을 반영한 멀티캐스트 라우팅 알고리즘에 대해 다루었다. 제안한 CMTVD 휴리스틱 알고리즘은 두가지 특징을 갖는다. 하나는 최소비용 연결 트리(MST)를 구성할 때 연결가지 선택 함수를 실시간 서비스 및 비실시간 서비스에 대해 달리 적용함으

로써 서비스 유형에 따라 최적화를 달리하도록 하였다. 즉, 실시간 서비스의 경우에는 지연 제한 조건을 만족시키기 위해 연결가지 선택함수에 지연값을 반영하여 선택토록 하고, 비실시간 서비스에 대해서는 망의 부하 정도를 반영한 가중치를 적용함으로써 망에 부하가 분산되도록 고려하였다. 또 하나의 특징은 다중의 목적노드들로 가지 분할이 일어날 가능성이 있는 경유노드를 가상 목적노드로 간주하고 완전 연결 그래프를 구하게 함으로써 경로 중첩 효과를 극대화하여 망 자원 사용을 최소화 하도록 고려하였다. 시뮬레이션 결과에 의하면 망의 노드 수가 증가하고 목적노드 그룹이 클수록 CMT 알고리즘에 비해 더 나은 경로를 찾게 됨을 알 수 있다.

본 논문에서 제안하는 방법은 ATM 망을 VP 계층에서 재 할당하여 가상 멀티캐스트 망(VMN)으로 구성하게 하고, 경로 비용에 대해 경로에 무관하게 일정하게 발생하는 비용 요소를 반영하지 않음으로써 계산량을 줄여 실제 응용에 사용할 수 있도록 고려하였다. 따라서 제안한 CMTVD 알고리즘은 ATM 망의 영상회의 서비스나 VOD와 같은 실시간 서비스 및 데이터 멀티캐스팅과 같은 비실시간 서비스에 적용할 수 있으며, 특히 목적노드들이 특정 지역에 집중화 되어 있는 형상에 잘 적용될 수 있다.

앞으로 CMTVD 알고리즘을 데이터 멀티캐스팅과 같은 비실시간 서비스에 적용할 때의 부하 분산 효과와 최적으로 부하를 분산시킬 수 있는 방안 및 다른 알고리즘과의 비교 등에 대해 계속 연구를 진행시킬 예정이다.

참 고 문 헌

1. K. Ravindran, A Flexible Network Architecture for Data Multicasting in Multiservice Networks, IEEE J. Select. Areas Comm., vol. 13, no. 8, pp. 1426-1444, Oct. 1995.
2. I. Matta, A.U. Shankar, Type-of-Service Routing in Datagram Delivery Systems, IEEE J. Select. Areas Commun., vol. 13, no. 8, pp. 1411-1425, Oct. 1995.
3. H. Tode, Y. Sakai, M. Yamamoto, H.Okada, and Y. Tezuka, Multicast Routing Algorithm for Nodal

- Node Balancing, IEEE INFOCOM 92, pp. 2086-2095, May 1992.
4. E. Deering, et.al, An Architecture for Wide-Area Multicast Routing, ACM SIGCOMM 94, pp. 126-135, Aug. 1994.
 5. Doar and I. Leslie, How Bad is Naive Multicast Routing, IEEE INFOCOM 93, pp. 82-89, 1993.
 6. F. Hwang, D. Richards, steiner tree problems, Networks, vol. 22, pp. 55-89, 1992.
 7. F. Hwang, D. Richards, and P. Winter, The steiner Tree problems, Network: North-Holland, 1992.
 8. L. Kou, G. Markowsky and L. Berman, A fast algorithm for Steiner trees, Acta Information, no. 15, pp. 141-145, 1981.
 9. B. Kadaba and J. Jaffe, Routing to multiple destinations in computer networks, IEEE Transactions on Comm., vol. COM-31., pp. 343-351, Mar. 1983.
 10. 김경철, 이상선, 오창환, 김순자, ATM망에서의 멀티미디어 전송을 위한 다중점 경로 설정 알고리즘, 한국통신학회 논문지96-1 Vol. 21, No. 1, pp. 91-102, 1996.
 11. V. P. Kompella, J. C. Pasquale, and G. C. Polyzos, Multicasting for Multimedia Applications, IEEE INFOCOM, pp. 2078-2085, 1992.
 12. Tomorori Aoyama, Ikuo Tokizawa, and Ken-ichi Sato, ATM VP-Based Broadband Networks for Multimedia Services, IEEE Comm. Mag., April 1993.
 13. Tomorori Aoyama, Ikuo Tokizawa, and Ken-ichi Sato, Introduction Strategy and Technologies for ATM VP-Based Broadband Networks, IEEE J. Select. Areas Commun., vol. 10, no. 9, pp. 1448-1458, Dec. 1992.
 14. 양선희, 남택용, VP 기반망에서의 경로 할당 방안, 94 통신학회 하계 학술 발표회 Proceedings, pp. 78-81, Aug. 1994.
 15. Sanjay Gupta, Keith W. Ross, Routing in Virtual Path Based ATM Networks, Globecom 92, vol. 1, pp. 571-575, 1992.
 16. V. P. Kompella, J. C. Pasquale, and G. C. Polyzos, Multicast Routing for Multimedia Communi-

cation, IEEE Transactions On Networking, vol. 1, no. 3., pp. 286-292, June 1993.



梁仙姬(Sun-Hee Yang) 정회원
1984년 2월: 경북대학교 전자공학과(학사)

1986년 2월: 한국과학기술원 전기 및 전자공학과(석사)

현재: 한국전자통신연구소 선임 연구원

※주관심분야: 고속통신망구조, 고속통신프로토콜, 망자원관리, 라우팅 문제 등