

ATM망에서의 멀티미디어 전송을 위한 다중점 경로설정 알고리즘

正會員 金璟皙*, 李相善**, 吳昌煥***, 金順子*

Multicast Routing Algorithm for Multimedia Transmission in an ATM Network

Gyeong Seok Kim*, Sang Sun Lee**, Chang Hwan Oh***, Soon Ja Kim* Regular Members

이 논문은 '95년도 경북대학교 공모과제 연구비지원에 의한 결과임

要 約

ATM(asynchronous transfer mode)망에서 멀티미디어 트래픽이 효율적으로 전송되기 위해서는 전송되는 트래픽의 특성이 충분히 고려된 경로설정이 이루어져야 한다.

본 논문에서는 ATM망의 가상경로/가상채널의 특성을 기반으로 한 점 대 다중점 경로설정 알고리즘을 제안한다. 제안한 알고리즘은 가상경로 트리를 사용하며 경로설정시 가상경로/가상채널 스위칭의 특성이 반영된 비용함수를 사용하였다. 또한 비용함수는 링크 비용, 지연 및 지연에 대한 가중치로 구성되며 지연에 대한 가중치는 트래픽의 지연감도에 의해 결정된다. 제안한 알고리즘은 트래픽의 지연한계를 만족시킬 수 있는 경로를 설정할 뿐만 아니라, 동일한 경로설정 비용을 가지는 지연한계내의 경로중 지연을 최적화 하는 경로를 선택할 수 있다. 또한 지연에 대한 가중치를 조절하여 지연 및 비용에 최적화된 알고리즘에 근사한 성능을 가질 수 있다. 시뮬레이션 결과, 제안된 알고리즘은 가중치가 0.8에서 1사이 존재할 때 경로설정 비용측면에서는 비용에 최적화된 알고리즘의 성능에 근사하였으며, 종단간 지연측면에 있어서는 지연이 강하게 반영된 알고리즘의 성능에 근사되었다.

ABSTRACT

The multicast routing algorithm is necessary to transmit multimedia traffic efficiently in ATM (asynchronous transfer mode) networks. In this paper, we propose the multicast routing algorithm which is based on VP/VC characteristic. The proposed algorithm is based on VP tree concept and using cost function which is based on VP/VC switching. The cost function is composed of link cost, delay and weighting factor on delay and the weighting factor is calculated by delay sensitivity of the traffic. The proposed algorithm can choose delay bounded path which satisfies delay constraint, moreover it can choose optimal path among VPs

*慶北大學校 電子電氣工學部

**LG電子 TV研究所

***韓國電子通信研究所

論文番號 : 95284-0824

接受日字 : 1995年 8月 24日

which has the same link cost and satisfying delay constraint. With controlling weighting factor, proposed algorithm can set-up efficient path. When the weighting factor sets to be between 0.8 and 1, experimental results show that the performance of proposed scheme is approximated to that of cost optimal algorithm and strongly delay optimized algorithm.

I. 서 론

ATM은 기존의 회선교환 방식과 패킷교환 방식의 장점을 취해서 만들어진 것으로서 사용자의 요구에 따라 대역폭을 할당하며 여러 트래픽원으로부터 발생하는 셀(cell)을 전송이 필요한 경우에만 통계적으로 다중화하여 전송한다. 그러므로 ATM은 대역할당이 유연하며 망 자원을 효율적으로 이용할 수 있다. 특히 기존의 서비스이외의 미래의 잠재적 서비스인, 고화질 텔레비전 방송 및 화상회의 시스템등의 멀티미디어 서비스의 수용이 용이하다는 장점을 가진다. ATM망이 멀티미디어 통신을 효율적으로 서비스하기 위해서는 서비스되는 각 트래픽의 특성을 충분히 고려한 경로 설정이 이루어져야 한다.

경로설정은 크게 점 대 점(point-to-point)연결과 점 대 다중점(point-to-multipoint)연결로 구분될 수 있다. 점 대 점 연결의 경로설정에 대해서는 많은 연구가 이루어져 왔다. 그러나 다중점 연결 형태의 통신망에 대해 기존의 점 대 점 연결 알고리즘을 적용하게 되면 대역폭등 망자원의 낭비가 예상되므로 점 대 다중점 연결 알고리즘이 필요하다. 특히 ATM망에서, 다양한 응용기능을 가진 멀티미디어 서비스가 효율적으로 제공되기 위해서는 망의 특성과 트래픽의 특성을 고려한 효과적인 점 대 다중점 연결 알고리즘이 필요하다^{[1][2]}.

다중점 연결 알고리즘에 대한 기존의 연구들에서는 대부분 ATM망의 특성인 가상경로/가상채널에 대한 개념이 결여되어 있다^{[1][2]}. 가상경로/가상채널의 개념을 고려한 연구의 경우에도 기존의 점 대 점 연결에 대해서만 고려하거나^[3] 멀티미디어 서비스에 대한 고려가 이루어지지 않고 있어서^{[4][5]} 멀티미디어 트래픽의 서비스품질을 충분히 고려한 경로설정 알고리즘의 연구가 요구되고 있다. 즉, 멀티미디어 통신에서는 경로설정시 실시간 서비스를 요구하는 트래픽의 특성상 지연(delay)이 비용 함수에 반영되어야 한다. 지연을 고려한 경로설정에 대해서는 이미 연구된 적^{[6][7]}이 있으나 대역폭을 유연하

게 할당할 수 있는 가상경로/가상채널에 대한 고려가 없거나 지연이 경로설정 비용에 반영되는 비율이 고정되어 있었다. 그러므로 서비스 품질로 주어지는 지연 한계의 변화에 대해 능동적으로 반응하지 못하며 지연에 대해 민감하지 않은 트래픽에 대해 적용할 경우 효율적인 경로설정이 이루어지지 않는 단점이 있다. 따라서, ATM망에서 멀티미디어 전송을 효과적으로 수행하기 위해서는 링크비용과 종단간 지연을 고려하면서 다양한 지연 한계에 적용 가능한 경로설정 알고리즘이 필요하다.

따라서, 본 논문에서는 ATM망의 가상경로와 가상채널을 기반으로 하는 점 대 다중점 연결에 대하여 지연 허용한계를 적절히 반영할 수 있으며 동시에 경로설정에 대한 지연의 가중치를 조절할 수 있는 경로 설정 비용 함수를 제안한다.

Ⅱ장에서는 ATM망에서 사용되는 가상경로의 개념과 가상경로를 기반으로 하는 경로설정에 대해 알아보고 Ⅲ장에서는 멀티캐스트 경로설정을 위한 모델을 설정한 후 새로운 휴리스틱 알고리즘을 제안한다. 그리고 Ⅳ장에서는 시뮬레이션을 통해 기존의 알고리즘^{[1][2]}과 다양한 상황 하에서의 성능을 비교 평가한다.

Ⅱ. 가상경로와 경로설정

ATM은 전송하고자 하는 정보를 고정된 길이의 패킷인 셀로 분할 또는 조합한 후 통계적으로 다중화하여 전송한다. ATM에서는 셀의 전송을 위해 연결을 필요로 하며 이를 위해 ITU-TS(international telecommunication union telecommunication standardization sector)에서는 가상경로(VP: virtual path)와 가상채널(VC: virtual channel)의 두 가지 레벨을 갖는 연결을 제안하고 있다^[8]. 가상채널은 ATM셀들의 단방향적인 전송에 사용되며, 가상경로는 동일한 가상경로 식별자(VPI: virtual path identifier)값을 가지는 가상채널들의 집합으로 구성되어 있다. 즉 가상경로는 가상채널들의 다발로 정의되어 있으며, 가상경로 중

단점 사이에서 정의되는 논리적인 링크를 의미한다. 하나의 가상채널은 가상경로 식별자인 VPI와 가상채널 식별자(VCI: virtual channel identifier)의 두가지 값을 모두 가지며, 이 두가지를 이용하여 식별된다. 이러한 가상경로와 가상채널 개념을 사용함으로써 대역폭은 망자원을 요구하는 가입자 종단간(end-to-end)이나 교환기들 사이에 미리 정의된 동일한 링크상에서 할당된다. 그림 1은 ATM 교환기에서 가상채널 및 가상경로 스위칭을 보여준다. 가상경로 스위칭에서는 VCI값의 변화없이 가상경로 스위칭만 발생하며 가상채널 스위칭에서는 VCI값 뿐만 아니라 가상경로 스위칭도 같이 일어나게 된다. 이러한 특성을 가진 가상경로와 가상채널을 바탕으로 다중화 및 경로설정이 이루어지게 됨으로서 자원 관리를 보다 간단히 수행할 수 있게 되고 제어에 매우 간단해지며 망 신뢰도를 높일 수 있는 장점을 가지게 된다⁽¹⁰⁾⁽¹¹⁾⁽¹²⁾. 특히 가상경로는 경로와 대역폭 설정사이에 독립성을 갖게 하므로 망 유연성의 향상을 가져오게 된다.

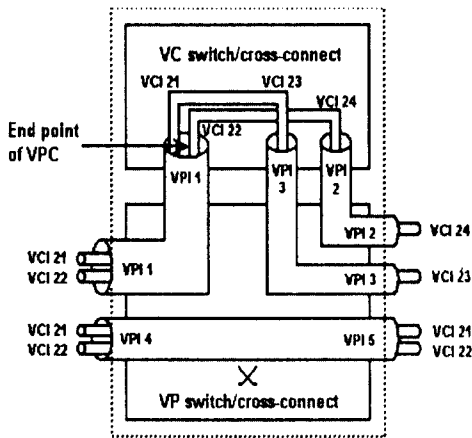


그림 1. 가상채널/가상경로 스위칭

ATM을 기반으로 하는 광대역 종합정보통신망(B-ISDN: broadband-integrated services digital network)에서의 가상경로는 하나 이상의 링크로 구성되며 소스노드와 목적노드를 연결하는데 사용된다⁽²⁾⁽¹³⁾. 그러므로 B-ISDN에서의 다중점 경로설정이란 망에서 정해진 하나의 소스(source)노드로부터 2개 이상의 목적(destination)노드들을 연결하는 가상경로의 집합을

결정하는 것을 의미한다. 가상경로를 기반으로한 ATM망의 다중점 연결에는 몇 가지 접근법이 존재하는데 그중 대표적인 메커니즘을 살펴보면 다음과 같다⁽⁴⁾. 예를 들어 그림 2에서와 같이 노드 A, D, E 및 F가 가상채널 스위칭노드인 경우에 있어서 노드 A는 소스노드이고 목적노드 집합이 {D, E, F}로 주어질 경우에 있어서 소스 노드와 목적 노드들을 연결하는 다중점 연결의 예를 살펴보자.

그림 3은 가상채널 스위칭노드들을 연결하기 위해, 기존의 점 대 점 연결기술을 이용하는 방법으로서 소스노드로부터 각각의 목적 노드에 대해 개별적인 가상경로를 설정하는 방법을 나타낸다. 이 방법은 점 대 다중점 연결을 위해 부가적인 기술을 필요로 하지 않는다는 장점이 있으나 소스 노드와 목적 노드간에 데이터가 불필요하게 중복되어 전송됨으로서 대역폭에 있어서 대량의 낭비가 발생할 수 있는 단점을 가진다.

그림 4는 가상채널 스위칭노드들을 연결하기 위해, 점 대 점 가상경로가 설정되는 방식의 확장된 개념을 이용하여 점 대 다중점 가상경로를 설정하는 방법을 나타낸다. 이 방법은 하나의 입력값으로부터 둘 이상의 출력값을 복제할 수 있는 능력인 멀티캐스트 기능을 가진 스위치를 필요로 한다. 또한 이 방법은 소스 노드로 사용될 수 있는 모든 노드에 대해, 소스 노드 자신과 목적 노드 집합사이의 모든 가능한 조합에 대해 가상경로가 셋업(set up)되어야 하는 단점을 가진다. 즉 이 접근법은 ATM망의 다중점연결 기능에 대해 적절한 제한이 가해지지 않을 경우, 스위칭 노드에서의 경로설정에 필요한 정보의 폭증으로 인해 실질적인 구현이 불가능해질 수 있다.

그림 5는 가상경로 트리상에서 구현되는 다중점 연결 경로설정을 나타낸다. 가상경로 트리 라는 것은, 가상채널 스위칭 노드에서 각각 하나의 종점(termination point)을 가지는 점 대 점 가상경로가 연쇄연결(concatenation)된 것을 의미한다. 이 방법 역시 멀티캐스트 기능을 가진 스위치를 요구하나, 기존의 점 대 점 연결기술을 사용할 수 있고 효율적인 대역폭 이용이 가능한 한 장점이 있다.

본 논문에서는 단방향성의 가상경로 트리를 이용한 다중점 연결방법을 이용하여 주어진 상황에 대해 적절한 연결을 이룰 수 있는 다중점 연결 알고리즘을 개발한다.

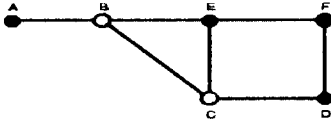


그림 2. 망 모델

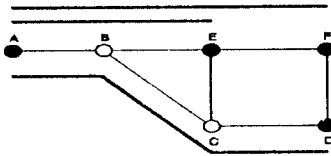


그림 3. 다수의 직접적인 점 대 점 가상경로를 이용한 다중점 연결

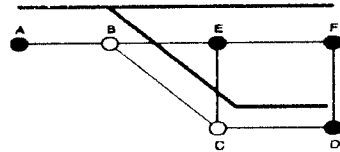


그림 4. 점 대 다중점 가상경로를 이용한 다중점 연결

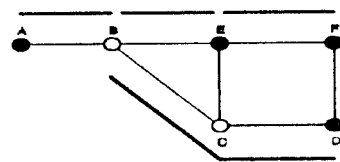


그림 5. 가상경로 트리를 이용한 다중점 연결

III. 멀티캐스트 경로설정 알고리즘

1. 멀티캐스트 경로설정을 위한 모델링

통신망은 일반적으로 그래프이론에 의해 노드집합 V 와 링크집합 E 를 갖는 그래프 $G = (V, E)$ 로 표현되며, 본 논문에서 사용하는 변수는 다음과 같다.

T : 제한조건을 만족하는 트리(constrained spanning tree)

s : 소스 노드

$S = \{d_1, d_2, \dots, d_{|D|}\}$: 목적노드 집합

$|D|$: 목적노드의 갯수

Δ : 지연 한계값

ATM망에서 경로설정에 이용되는 비용함수와 지연함수는 가상경로/가상채널의 특성을 충분히 반영해야 한다. 다중점 연결을 위한 비용함수는 다음과 같이 나타낼 수 있다¹⁴⁾.

가상경로 트리상에서 임의의 가상채널 스위칭 노드 v 와 가상채널 스위칭 노드 w 를 연결하여 하나의 가상경로를 형성하는 경로 $P(v, w)$ 의 링크비용을 $C(v, w)$ 라 정의한다. 링크비용 $C(v, w)$ 는 대역폭비용 C_B , 연결 설정비용 C_E 및 스위칭비용 C_{SW} 의 세가지로 구성된다고 가정한다.

대역폭비용은 연결이 설정된 후 소스노드로부터 목적노드까지의 트래픽에 대해 할당된 대역폭을 의미한다. c_{vw} 가 노드 v 와 노드 w 를 연결하는 가상경로를 구성하는 물리적 링크의 갯수를 나타내고 B_{sd} 가 소스노드에서 목적노드 사이의 가상경로에 할당된 대역폭을 나타내면, 가상경로 트리상에서 하나의 가상경로를 형성하는 링크의 대역폭비용은 $B_{sd} \cdot c_{vw}$ 로 나타낼 수 있다.

연결 설정비용은 연결설정 과정에서의 복잡성의 척도로서 소스노드 s 와 임의의 목적노드 d 를 연결하는데 사용된 가상경로의 갯수에 비례한다.

스위칭비용은 연결이 지속되는 동안 사용되는 스위치 자원의 척도이다. R_{VP} 가 가상경로 스위치에서의 대역폭당 교환비용을 나타내고 R_{VC} 가 가상채널 스위치에서의 대역폭당 교환비용을 나타내면, 가상경로 트리상에서 하나의 가상경로를 형성하는 링크의 스위칭비용은 $B_{sd} (R_{VC} + (c_{vw} - 1)R_{VP})$ 와 같이 나타낼 수 있다.

앞에서의 정의에 의해 가상경로 트리상에서 하나의 가상경로를 형성하는 링크의 비용 $C(v, w)$ 는 다음의 식 (1)과 같이 유도된다.

$$\begin{aligned} C(v, w) &= \alpha C_B + \beta \frac{C_E}{\tau} + \gamma C_{SW} \\ &= \alpha c_{vw} B_{sd} + \frac{\beta}{\tau} \\ &\quad + \gamma (R_{VC} + (c_{vw} - 1)R_{VP}) B_{sd} \end{aligned} \tag{1}$$

여기서 τ 는 호(call)의 연결 지속시간을 나타내고, α , β , 는 각각 C_B , C_E 및 C_{SW} 의 가중치로써 결정된다.

마찬가지로 소스노드 s 와 임의의 목적노드 d 를 연결하는 경로 $P(s, d)$ 의 링크비용은 $C(s, d)$ 로 나타낼 수 있으며, 링크비용 $C(s, d)$ 는 다음의 식 (2)와 같이 유도할 수 있다.

$$\begin{aligned}
 C(s, d) &= \alpha C_B + \beta \frac{C_E}{r} + \gamma C_{SW} \\
 &= \alpha \sum_{VP(v, w) \in P(s, d)} B_{sd} C_{vw} + \beta \frac{C_E}{r} \\
 &\quad + \gamma B_{sd} \sum_{VP(v, w) \in P(s, d)} \{R_{VC} + (c_{vw} - 1)R_{VP}\}
 \end{aligned} \tag{2}$$

한편 ATM통신망에서 발생하는 지연은 크게 스위칭 노드에서 발생하는 큐잉지연(queueing delay)과 전파 매질의 특성에 의존하는 전파지연(propagation delay) 및 링크에서의 전송속도에 의해 결정되는 전송 지연(transmission delay)의 세 가지로 구분된다. 고속통신망의 경로설정에서는 스위칭으로 인한 큐잉지연이 매우 중요하므로 본 논문에서는 지연을 크게 스위칭지연과 스위칭 이외의 지연으로 나눈다. 그러므로 가상경로 트리상의 임의의 가상채널 스위칭 노드 v 와 가상채널 스위칭 노드 w 를 잇는 링크의 지연을 $D(v, w)$ 라 정의하면, 이는 스위칭지연 D_{SW} 와 그 외의 경로상의 지연 D_{etc} 로 구성된다.

스위칭지연은 노드에서 스위칭이 일어날 때 발생하는 지연을 나타낸다. D_{VP} 가 가상경로 스위치에서의 대역폭당 지연을 나타내고 D_{VC} 가 가상채널 스위치에서의 대역폭당 지연을 나타내면 가상경로 트리상에서 하나의 가상경로를 형성하는 링크의 스위칭지연은 $B_{sd}\{D_{VC} + (c_{vw} - 1)D_{VP}\}$ 와 같이 나타낼 수 있다.

스위칭지연 이외의 발생 가능한 모든 지연은 사용된 링크의 수와 할당된 대역폭에 비례한다고 가정하며, 가상경로 트리상에서 하나의 가상경로를 형성하는 링크에서 발생하는 스위칭 이외의 지연은 $B_{sd}C_{vw}$ 와 같이 나타낼 수 있다.

앞에서의 정의에 의해 가상경로 트리상에서 하나의 가상경로를 형성하는 링크의 지연 $D(v, w)$ 는 다음의 식 (3)과 같이 유도된다.

$$\begin{aligned}
 D(v, w) &= \gamma' D_{SW} + \beta' D_{etc} \\
 &= \gamma' B_{sd} \{D_{VC} + (c_{vw} - 1)D_{VP}\} \\
 &\quad + \beta' B_{sd} C_{vw}
 \end{aligned} \tag{3}$$

여기서 γ' 와 β' 은 각각 D_{SW} 와 D_{etc} 의 가중치로써 결정된다.

마찬가지로 소스노드 s 와 임의의 목적노드 d 를 연결하는 경로 $P(s, d)$ 의 링크지연은 $D(s, d)$ 로 나타낼 수 있으며, 링크지연 $D(s, d)$ 는 다음의 식 (4)와 같이 유도

할 수 있다.

$$\begin{aligned}
 D(s, d) &= \gamma' D_{SW} + \beta' D_{etc} \\
 &= \gamma' B_{sd} \sum_{VP(v, w) \in P(s, d)} \{D_{VC} + (c_{vw} - 1)D_{VP}\} \\
 &\quad + \beta' B_{sd} \sum_{VP(v, w) \in P(s, d)} C_{vw}
 \end{aligned} \tag{4}$$

여기서 γ' 와 β' 은 각각 D_{SW} 와 D_{etc} 의 가중치로써 결정된다.

링크의 비용을 나타내는 수식 (1)과 링크의 지연을 나타내는 수식 (3)을 이용하여 통신망내의 소스노드 s 에서 임의의 목적노드 d 까지의 경로 $P(s, d)$ 를 연결하는 가상경로 트리를 구하면 구하고자 하는 트리 T 의 제한 조건은 다음의 식(5)와 (6)에서와 같이 나타낼 수 있다.

$$\sum_{VP(v, w) \in P(s, d)} D(v, w) < \Delta \tag{5}$$

$$\sum_{VP(v, w) \in P(s, d)} C(v, w) \text{가 최소화되는 트리} \tag{6}$$

즉 구하고자 하는, 제한조건을 가지는 가상경로 트리 (CST: constrained steiner tree)는 소스 노드에서 각각의 목적노드까지의 지연이 각각 허용 지연한계값 Δ 보다 적어야 하고 트리가 가지는 전체 비용은 최소인 트리이다.

2. 멀티캐스트 경로설정 휴리스틱 알고리즘

본 논문에서는 구현의 간단성을 기하기 위해, 소스노드가 다중점 연결에 필요한 정보를 모두 가지고 있는 중앙집중식 제어를 가정한다. 제안하는 알고리즘은 주어진 망 G 에 대해 먼저 소스노드와 목적노드만을 대상으로 하는 완전히 연결된 그래프 G' 을 형성한 후, G' 에 대해 greedy 접근법⁽²⁾⁽¹⁴⁾을 이용하여 제한조건을 만족하는 서브트리를 구한다. 최적화된 트리 $T=(V_T, E_T)$ 는 소스노드와 모든 목적노드들이 연결될 때까지 서브트리에 링크를 추가하여 구한다.

소스노드와 목적노드만을 대상으로 하는 완전히 연결된 그래프 G' 이란 주어진 망 G 에 대해, 소스노드와 목적노드들이 주어졌을 때 소스노드가 인접노드를 경유하지 않고도 각각의 목적노드를 연결할 수 있도록 모든 노드 사이에 직접적인 경로가 형성되어 있는 그래프를 의미한다. 제안된 알고리즘에서 G' 은 소스 노드와 목적노드

의 합집합 $S \cup \{s\}$ 에 속하는 모든 노드 사이에 지연한계 Δ 를 만족하는 직접적인 경로들을 찾아낸 후 그중 가장 짧은 경로 하나씩을 선택함으로써 구해진다. 그래프 G' 을 형성하기 위한 과정을 살펴보면, 먼저 가상경로 트리상의 소스 노드와 목적노드의 합집합 중에서 임의의 노드 v 와 임의의 노드 w 를 연결하는 경로를 찾는다. 여러가지 경로들이 존재하게 되면 다음과 같은 과정을 통해 하나의 경로 $P(v, w)$ 를 결정한다. 첫째, 여러가지 경로들을 각각의 경로들이 가지는 지연값 d 에 따라 나눈다. 둘째, 동일한 지연값 d 를 갖는 경로가 여러개 존재하면, 지연값 d 를 갖는 경로들 중 링크비용이 가장 적은 경로를 선택하여 그 비용을 $C_d(v, w)$ 로 정의한다. $C_d(v, w)$ 는 식 (7)과 같이 나타낼 수 있다.

$$C_d(v, w) = \min_{u \in V} \{C_{d-D}(u, w) + C(u, v)\} \quad (7)$$

셋째, 다양한 지연값 d 를 가지는 경로들에 대해 지연한계 Δ 를 만족하는 경로를 찾아낸다. 넷째, 지연한계 Δ 를 만족하는 경로가 여러개 존재하면 이중 링크비용이 가장 적은 경로를 선택한다. 경로 $P(v, w)$ 에 대해 $C_d(v, w)$ 의 링크비용을 가지고 선택된 경로를 $P_C(v, w)$ 로 정의하면 다음의 식 (8)과 같이 나타낼 수 있다^[1].

$$P_C(v, w) = \min_{k, d} C_d(v, w) \quad (8)$$

위와 같은 과정을 통해 경로 $P(v, w)$ 에 대해 경로 $P_C(v, w)$ 가 결정되며, 주어진 망 G 의 소스 노드와 목적노드의 합집합에 속하는 모든 노드들이 각각 경로 $P_C(v, w)$ 를 결정함으로써 그래프 G' 의 형성이 완료된다.

그래프 G' 으로부터 제한조건을 만족하는 서브트리를 구하기 위해서는 링크에 대한 선택함수를 사용하게 된다. Kompella는 논문 [1]에서 G' 으로부터 서브트리에 연결될 링크를 결정하기 위해서 선택함수를 아래의 식 (9)와 식(10)에서와 같이 고려하였다.

$$f_C(v, w) = \begin{cases} C(v, w) & , D(s, v) + D(v, w) < \Delta \text{ 인 경우} \\ \infty, \text{ 그렇지 않은 경우} \end{cases} \quad (9)$$

$$f_{CD}(v, w) = \begin{cases} \frac{C(v, w)}{\Delta - (D(s, v) + D(v, w))} & , D(s, v) + D(v, w) < \Delta \text{ 인 경우} \\ \infty, \text{ 그렇지 않은 경우} \end{cases} \quad (10)$$

G' 으로부터 위의 함수들을 이용하여 각각에 대한 제한조건을 만족하는 트리 CST (constrained steiner tree)를 개발한다. 여기서 f_C 를 선택함수로 이용하는 휴리스틱한 트리 CST_C 는 지연한계가 만족되면 비용만을 고려하는 방식이다. 이 방식은 비용에 최적화 되는 면이 강하지만 동일한 비용이 주어진 두 경로에 대해 지연을 비교할 수 없는 단점을 가진다. 한편 [1]에서 제안된 f_{CD} 를 선택함수로 사용한 휴리스틱한 트리 CST_{CD} 는 지연과 비용을 모두 고려하여 트리를 형성하게 된다. 그러나 이는 이미 서비스 품질을 만족하고 있는 상황에서 비용함수가 지연에 너무 민감할 뿐만 아니라 지연한계 Δ 가 커지게 되면 지연에 대해 상대적으로 덜 민감한 트래픽이므로 지연이 비용에 대해 미치는 영향은 줄어들어 야 한다.

[1]에서 제안된 비용함수의 성질을 개선하기 위해, 본 논문에서는 선택함수 f_{PRO} 를 식(11)과 같이 제안하였다.

$$f_{PRO}(v, w) = \begin{cases} \frac{\Delta^2 C(v, w)}{\Delta^2(1-\xi) + \xi(\Delta - (D(s, v) + D(v, w)))} & , D(s, v) + D(v, w) < \Delta \text{ 인 경우} \\ \infty, \text{ 그렇지 않은 경우} \end{cases} \quad (11)$$

여기서 ξ 는 지연에 대한 가중치를 나타내며 $0 \leq \xi \leq 1$ 의 범위를 가진다. ξ 는 지연이 서비스 품질에 미치는 영향을 고려하여 결정되며 휴리스틱한 트리 CST_{PRO} 는 선택함수 f_{PRO} 를 사용한다. 선택함수 f_{PRO} 는 ξ 가 0으로 접근하면 f_C 의 특성에 근사되고 ξ 가 1로 접근하면 f_{CD} 의 특성에 가까워진다. ξ 가 적절한 값으로 정해지면 휴리스틱한 트리 CST_{PRO} 는 링크 비용뿐만 아니라 지연에 대해서도 효율적인 연결을 이루게 된다.

그림 6의 예제 그래프를 사용하여 제안한 선택함수와 기존의 선택함수를 간단히 비교해 보자. 이때 링크의 값은 (비용, 지연)을 의미하며 $\Delta=30, \xi=0.5$ 인 경우 소스 노드 s 에서 목적 노드 D 를 연결하고자 한다. CST_{PRO} 와 CST_{CD} 를 비교해 보면 그림 6(a)의 경우 CST_{PRO} 와 CST_{CD} 모두 노드 A 를 경유한다. 그러나 그림 6(b)의 경우 CST_{PRO} 는 노드 B 를 선택함에 비해 CST_{CD} 는 여전히 노드 A 를 선택함으로 제안한 방법에 비해 비효율적인 경로를 설정한다.

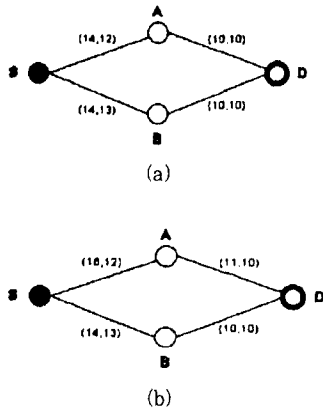


그림 6. 예제 그래프

위의 제안된 선택함수 f_{PRO} 를 이용한 점 대 다중점 알고리즘은 다음과 같다.

- 1 단계. 알고리즘에서 사용될 파라미터를 입력받는다.
- 2 단계. 연결되어야 할 노드집합 V' 을 결정한다. V' 은 소스노드 s 와 목적노드 집합 S 의 합 집합으로 이루어진다.
- 3 단계. 수식 (7)과 (8)을 이용하여 완전히 연결된 그래프 G' 을 형성한다.
- 4 단계. 다음 순서로 초기화가 이루어지게 되며 초기화가 끝나면 이미 연결된 노드들의 집합 C 는 소스노드 s 만을 가지며 G' 에서의 스페닝 트리 T 는 0의 값을 가진다. 이때 min 은 링크 연결을 위한 기준값을 나타내는데 ∞ 의 값으로 초기화된다.
- 5 단계. 집합 C 로부터 출발 노드를 선정한다. 초기 출발 노드는 소스노드 s 이다.
- 6 단계. 인접노드(NN; neighboring node)를 설정하고 선택함수 $f_{PRO}(v, w)$ 값이 계산된다.
- 7 단계. 선택함수 $f_{PRO}(v, w)$ 값과 min 값과의 비교가 이루어진다.
 - A. 만약 $f_{PRO}(v, w)$ 값이 min 값 보다 작으면 8 단계로 간다.
 - B. 만약 $f_{PRO}(v, w)$ 값이 min 값 보다 작지 않으면 이전의 min 값을 유지하면서 6 단계로 간다.

8 단계. 연결 대상 노드(PNN: preferred neighboring node)가 설정되고 min 값은 $f_{PRO}(v, w)$ 값을 가진다.

9 단계. 인접노드 NN 에 대한 탐색이 완료되었는지 검사한다.

A. 탐색이 완료되었으면 10 단계로 간다.

B. 탐색할 NN 이 남아 있으면 min 값을 min' 으로 재설정 하고 6 단계로 간다.

10 단계. C 와 T 는 PNN을 이용하여 재설정된다.

11 단계. V' 의 모든 노드가 연결되었는지 검사한다.

A. 모든 노드가 연결되었으면 알고리즘을 종료한다.

B. 연결되어야 할 노드가 남아 있으면 min 값을 초기화하고 5 단계로 간다.

제안된 알고리즘을 순서도로 나타내면 그림 7과 같다.

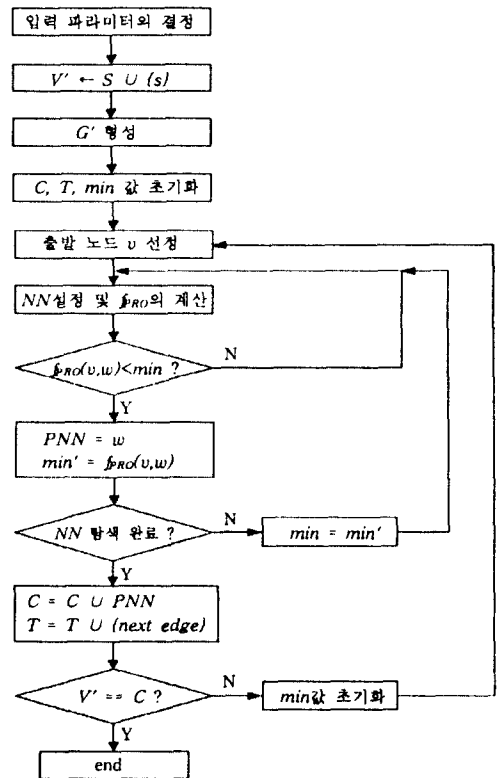


그림 7. 제안된 알고리즘의 순서도

그림 8(a)는 [1]에서 사용한 소스 노드 F와 목적 노드 집합 $\{B, D, E, H\}$ 를 가지는 예제 그래프이며 그림 8(b)는 그림 8(a)에 대해 형성된 완전히 연결된 그래프 G' 이다. G' 형성에 사용된 지연 한계값은 5이다.

G' 에 대해 선택함수를 적용함으로써 가상경로 트리를 형성하게 되는데 그중 그림 9(a)는 지연 한계값을 만족하는 비용에 최적화된 트리를 나타내며 그림 9(b)는 지연을 최적화하는 SPT(shortest path tree algorithm)를 이용한 트리를 나타낸다. SPT는 링크선택지연에 대해서만 고려가 이루어지기 때문에 비용면에서는 효율이 매우 떨어진다.

그림 10(a)는 f_C 를 선택함수로 이용한 트리 CST_C 를 나타내고 그림 10(b)는 f_{CD} 를 선택함수로 이용한 트리 CST_{CD} 를 나타낸다.

그림 11은 제한한 함수에서 ζ 가 0.5일 때 형성된 그래프로서 그림 11(a)는 G' 에 대해 f_{PRO} 를 적용하여 완성된 서브트리를 나타내며 그림 11(b)는 그림 11(a)에서의 서브트리를 바탕으로 형성된 트리 CST_{PRO} 를 나타낸다.

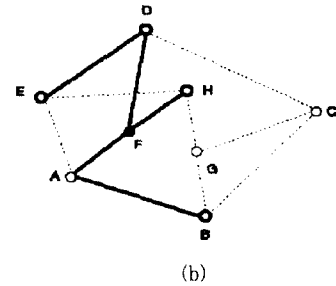
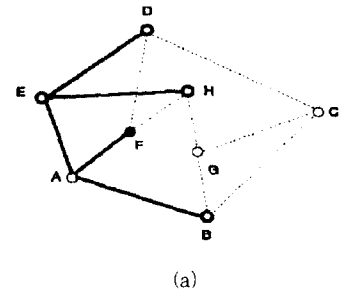


그림 9. (a)비용에 최적화된 트리 (b) SPT를 이용한 트리

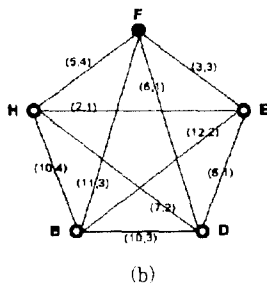
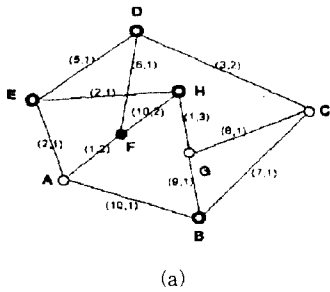


그림 8. (a)예제 그래프 (b) 완전히 연결된 그래프

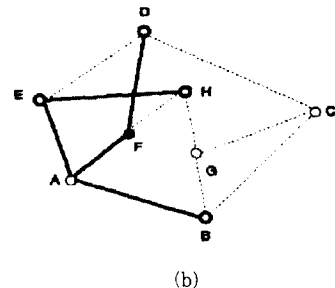
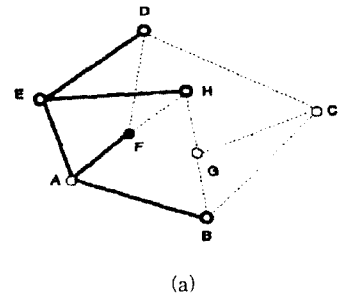


그림 10. (a) f_C 를 선택함수로 이용한 CST_C (b) f_{CD} 를 선택함수로 이용한 CST_{CD}

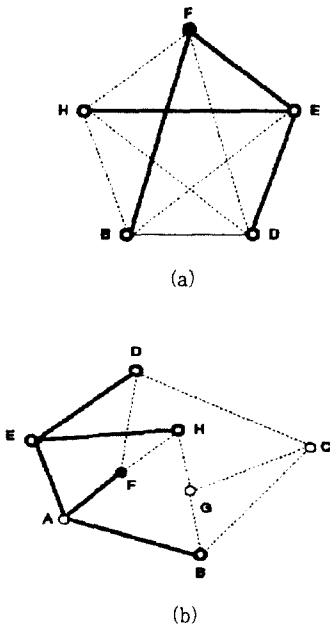


그림 11. ξ 가 0.5일 때 (a) f_{PRO} 를 적용한 서브트리
(b) f_{PRO} 를 선택함수로 이용한 CST_{PRO}

위의 그래프들을 살펴보면 선택함수 f_{PRO} 를 이용한 트리 CST_{PRO} 는 f_{CD} 를 선택함수로 이용한 트리 CST_{CD} 에 비해 비용면에서 효율적인 트리를 형성함을 알 수 있다. 트리 CST_{PRO} 와 트리 CST_C 는 비용에 최적화된 트리와 일치하는 것처럼 보이지만 이것은 특정한 그래프에 대해 한정된 경우이며 다양한 망에 대해 적용해 보면 평균적인 성능에 있어서 차이를 보인다.

IV. 성능평가

1. 시뮬레이션 모델

본 장에서는 시뮬레이션을 통해 제안된 휴리스틱 알고리즘의 성능평가를 실시하며 공정성을 기하기위해 랜덤하게 발생된 다양한 형태의 망에 대해 실험을 행한다. 시뮬레이션은 SUN Sparc에서 C 언어를 이용하여 구현하였으며, 복잡성을 피하기 위해 실험 대상으로 주어지는 그래프 G 는 완전히 연결된 그래프(closure graph)를 사용하였다. 그래프는 직각 격자상의 구조위에 n 개의 노드들이 랜덤하게 분포하는 구조를 가지고

있다^[2]. 목적노드와 경유노드(intermediate node)의 선정 방법은 다음과 같다. 망의 크기와 목적노드 집합의 크기가 결정되면 각각의 노드에 대해 정수값의 번호를 할당한 다음 GCC 컴파일러의 랜드(rand)함수를 이용하여 목적노드를 할당하였다.

목적노드가 정해지면 각 링크에 대한 지연과 비용의 할당은 다음과 같이하였다. 링크의 지연은 경유노드의 목적노드여부에 관계없이 {1, 2, 3}중에서 균일하게 할당하였으며 링크의 비용은 경유노드가 목적노드가 아닐 경우 {1, 2, 3, 4, 5}중에서, 목적노드일 경우 {5, 6, 7, 8, 9}중에서 균일하게 할당하였다. 주어진 망에 대해 소스노드와 목적노드만을 대상으로 하는 완전히 연결된 그래프 G' 을 형성하는 방법은 본문에서의 설명과 같다. 신뢰도를 높이기 위해 전체 노드의 수, 지연 한계값, 목적 노드집합의 크기 및 지연 가중치에 있어서 동일한 파라미터를 가지는 그래프를 100번씩 발생시켜 그 평균적인 성능을 측정하였다.

2. 시뮬레이션 결과 및 평가

그림 12에서는 기존의 알고리즘들에 대한 성능비교를 보인다. 그림 12에서는 지연제한이 없는 greedy방식을 비용에 최적화된 방식으로 가정하여 트리 SPT와 트리 CST_C 각각의 최적화된 방식과의 비를 비교하였다. 트리 SPT는 링크선택시 지연에 대해서만 고려가 이루어지기 때문에 비용면에서는 트리 CST_C 에 비해 효율이 매우 떨어진다. 성능의 저하 정도는 지연과 비용의 상관성에 의존하게 된다. 본 논문에서는 제안된 방식의 비용 및 지연에 대한 성능평가의 척도로 기존의 알고리즘들을 이용하여 형성된 트리 SPT와 (1)에서 제안한 방식인 f_C 를 선택함수로 이용한 트리 CST_C 및 f_{CD} 를 선택함수로 이용한 트리 CST_{CD} 를 사용하였다. 그림 13과 그림 15의 결과에서 알 수 있듯이, 제안된 방식으로 형성된 트리 CST_{PRO} 는 비용에 있어서 (1)에서 제안한 방식인 트리 CST_C 및 트리 CST_{CD} 와는 작은 차이를 보인다. 그러므로 비용에 있어서 제안된 방식으로 형성된 트리 CST_{PRO} 는 트리 SPT와 큰 차이를 나타내며, 최적화된 방식에 근사함을 알 수 있다.

그림 13과 그림 14에서는 각각 ξ 가 0에서 1까지 변하는데 대한 제안된 알고리즘의 비용 및 지연에 있어서의 특성을 나타낸다. 그림 13은 그림 12에서의 비용에 최적화된 방식을 기준으로 ξ 의 변화에 대한 제안된 방식

으로 형성된 트리 CST_{PRO} 와 (1)의 트리 CST_{CD} 의 비용을 비교하였다. 그림 13을 살펴보면 비용면에서 비교해 볼때 트리 CST_{PRO} 의 비용은 ζ 가 0부터 0.8까지 변하는 동안 트리 CST_C 의 비용과 별 차이가 없음을 보인다. 반면에 ζ 가 0.8을 넘어서면서 부터는 제안된 방식으로 형성된 트리 CST_{PRO} 의 비용이 급격히 증가하여 트리 CST_{CD} 의 비용에 접근함을 보인다.

그림 14는 트리 CST_{CD} 를 지연에 최적화된 방식으로 가정하여 ζ 의 변화에 대한 제안된 방식과 트리 CST_C 의 지연을 비교하였다. 그림 14를 살펴보면 제안된 방식으로 형성된 트리 CST_{PRO} 의 지연은 ζ 가 0부터 0.8까지 변하는 동안 트리 CST_C 의 지연과 별 차이가 없음을 보인다. 반면에 ζ 가 0.8을 넘어서면서 부터는 제안된 방식으로 형성된 트리 CST_{PRO} 의 지연이 급격히 증가하여 트리 CST_{CD} 의 지연에 접근함을 보인다.

즉 ζ 가 0부터 0.8까지 변하는 동안은 제안된 방식으로 형성된 트리 CST_{PRO} 의 비용 및 지연에 있어서의 특성은 트리 CST_C 의 특성에 근사되며 ζ 가 0.8을 넘어서면서 부터 급격히 변화하여 ζ 가 1이 되면 트리 CST_{CD} 의 지연 및 비용 특성에 근사됨을 알 수 있다. 그러므로 제안된 방식으로 형성된 트리 CST_{PRO} 는 ζ 가 0.8에서 1 사이에 존재할 때 지연측면에서는 트리 CST_C 보다 우수하고 비용측면에서는 트리 CST_{CD} 보다 우수한 성질을 나타낸다.

그림 15와 그림 16에서는 목적노드 그룹의 갯수를 15, 지연한계를 60으로 하였을 때 실험 결과 제안된 방식의 가장 명확한 특성이 나타나는 $\zeta = 0.995$ 를 사용하여 망의 크기를 변화시켜 가면서 각 휴리스틱 알고리즘

의 비용과 지연에서의 성능을 평가하였다. 그림 15는 지연제한을 가지는 선택함수 f_C 를 이용한 트리 CST_C 를 기준으로 하여 제안된 방식으로 형성된 트리 CST_{PRO} 와 (1)의 트리 CST_{CD} 와의 비용에 있어서의 성능을 비교한다. 트리 CST_{PRO} 는 트리 CST_{CD} 에 비해 비용면에서 우수함을 보인다. 그림 16은 f_{CD} 를 선택함수로 이용한 트리 CST_{CD} 를 기준으로 하여 제안된 방식으로 형성된 트리 CST_{PRO} 와 트리 CST_C 와의 지연에 있어서의 성능을 비교한다. 제안된 트리 CST_{PRO} 는 트리 CST_C 에 비해 지연면에서 우수함을 보인다.

제안된 방식으로 형성된 트리 CST_{PRO} 의 성능은 가장 ζ 가 0.995일때 지연에 있어서는 지연을 강하게 반영하는 트리 CST_{CD} 쪽으로, 비용에 있어서는 비용에 최적화된 트리 CST_C 쪽으로 근사가 일어난다. 또한 지연이나 링크비용에 대해 가중치를 줄 수 있으므로 트래픽의 특성에 따라 효율적인 경로설정이 가능하게 된다.

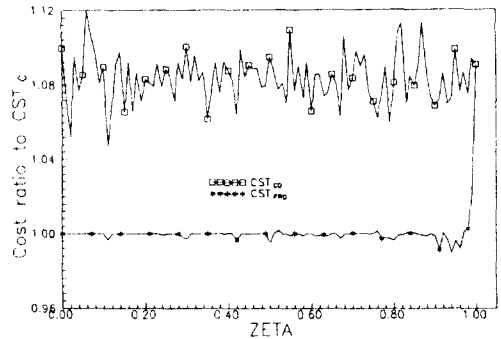


그림 13. 가중치 ζ 에 대한 CST_{PRO} 와 CST_{CD} 의 비용 비교 ($|D| = 15, \Delta = 60$, 망의 크기 = 30)

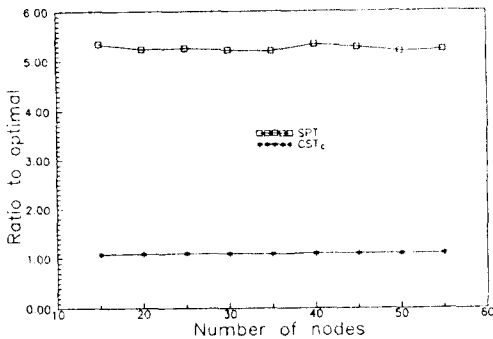


그림 12. SPT와 CST_C 의 비용 비교 ($|D| = 15, \Delta = 60$)

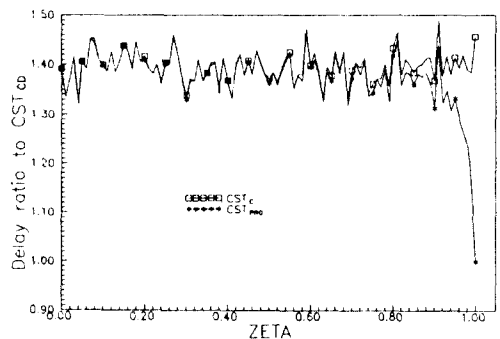


그림 14. CST_{PRO} 와 CST_C 의 지연 비교 ($|D| = 15, \Delta = 60$, 망의 크기 = 30)

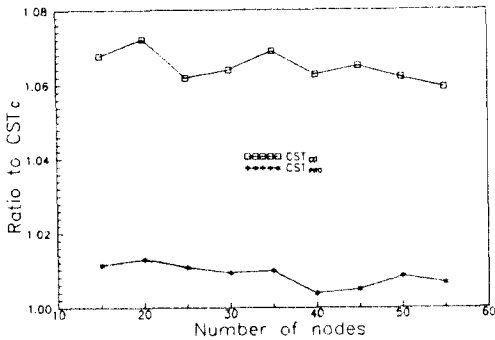


그림 15. CST_{PRO} 와 CST_{CD} 의 비용 비교
 ($|D| = 15, \Delta = 60, \Delta = 60, \xi = 0.995$)

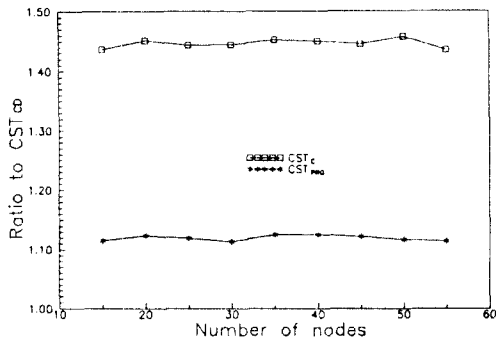


그림 16. CST_{PRO} 와 CST_C 의 지연 비교
 ($|D| = 15, \Delta = 60, \xi = 0.995$)

V. 결 론

본 논문에서는 가상경로/가상채널의 특성을 고려한 비용함수 및 지연함수를 개발하였으며, 또한 경로선택에 있어서 지연과 링크비용을 동시에 고려하면서 지연이나 링크비용에 대해 가중치를 줄 수 있는 절충안이 제안되었다.

지연한계가 매우 큰 트래픽은 비용측면에서만 최적화가 이루어져도 효율적인 경로가 설정될 수 있으나, 반면에 지연한계가 작은 트래픽일 수록 지연에 대해 민감한 특성을 가지는 트래픽이므로 비용측면에서 뿐만 아니라 지연측면에서의 최적화가 이루어져 한다. 그러나 기존의 연구에서는 비용함수의 지연에 대한 의존도가 고정되어 있으므로 인해 다양한 지연한계값을 가지는 트래픽들에 대해 고정된 알고리즘을 적용하여 최적화가 이루어지지

않았다. 반면에 제안된 알고리즘은 지연이 경로선택에 대해 미치는 영향을 지연에 대한 가중치 ξ 를 통해 조절할 수 있으므로 망은 본 알고리즘을 사용하여 트래픽의 다양한 지연한계에 대해 비용 및 지연측면에 있어서 적절한 연결을 이룰 수 있게 된다.

시뮬레이션을 통해 제안한 알고리즘으로 형성된 트리 CST_{PRO} 를 기존의 지연에 강하게 최적화된 방식의 트리 CST_{CD} 및 비용에 강하게 최적화된 방식 CST_C 와 지연 및 비용에 있어서의 성능을 비교하였다. 제안한 알고리즘은 지연에 대한 가중치 ξ 를 적절한 값으로 조절하였을 때 가장 효율적인 연결을 이룰 수 있으며, ξ 가 0.8에서 1 사이에 존재할 때 지연측면에서는 CST_C 보다 우수하고 비용측면에서는 CST_{CD} 보다 우수한 성질을 나타낸다. 시뮬레이션으로 나타난 결과를 살펴보면 지연에 대한 가중치 ξ 가 0.8에서 1 사이의 한 값인 0.995일 때 경로설정 비용은 비용에 강하게 최적화된 트리 CST_C 의 성능에 근사하였으며 종단간 지연에 있어서는 지연을 강하게 반영하는 트리 CST_{CD} 의 성능에 근사됨을 알 수 있었다. 제안한 방식은 중앙집중식 제어를 가정하였으나, 향후 구현될 고속통신망에서 효율적인 경로설정을 이루기 위해서는 분산처리 방식이 요구되며 이에 대해 많은 연구가 필요하다.

참고문헌

1. V. P. Kompella, J. C. Pasquale, and G. C. Polyzos, "Multicast Routing for Multimedia Communication," IEEE Transactions on Networking, vol. 1, no. 3, pp.286-292 June 1993.
2. Bernard M. Waxman, "Routing of Multipoint Connections," 1988, IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol. 6, no. 9, pp.1617-1622, Dec. 1988.
3. Nen-Fu Huang, Ching-Shien Wu, and Yi-Jang Wu, "Some routing problems on Broadband ISDN," COMPUTER NETWORKS and ISDN SYSTEMS, pp.100-115, 1994.
4. Mostafa H. Ammar, Shun Yan Cheung, and Caterina M. Scoglio, "Routing Multipoint Connections Using Virtual Paths in an ATM

Network." IEEE INFOCOM vol. 1 pp.98-105, 1993.

5. K. Bharath-Kumar and J. M. Jaffe, "Routing to multiple destinations in computer networks," IEEE Transactions on Communications, vol. COM-31, pp.343- 351, Mar. 1983.
6. Qing Zhu, Mehrdad Parsa, and J.J. Garcia-Luna-Aceves, "A Source-Based Algorithm For Delay-Constrained Minimum-Cost Multicasting," IEEE INFOCOM, pp.377-385, 1995.
7. Paul C. Huang and Yoshaki Tanaka, "Multicast Routing Based on Predicted Traffic Statistics," IEICE Transactions on Communications, vol. E77-B, no. 10, pp.1188-1193, OCTOBER 1994.
8. V. P. Kompella, J. C. Pasquale, and G. C. Polyzos, "Multicasting for Multimedia applications," IEEE INFOCOM, pp.2078-2085, Florence, Italy, May 1992.
9. ITU-T Recommendation I.311, "B-ISDN General Network Aspects," Whitebook 1992.
10. Reuven Cohen and Adrian Segall, "Connection Management and Rerouting in ATM Networks," IEEE INFOCOM, pp.184-191, 1994.
11. K. R. Krishnan and R. H. Cardwell, "Routing and Virtual-Path Design in ATM Networks," IEEE GLOBECOM, pp.765-769, 1994.
12. F. Yeong-Sung Lin and Kwang-Ting Cheong, "Virtual Path Assignment and Virtual Channel Routing in ATM Networks," IEEE GLOBE-COM, pp.436-441, 1993.
13. C. H. Chow, "On multicast path finding algorithms," IEEE INFOCOM, pp.1274-1283, 1991.
14. Yoshiaki Tanaka and Paul C. Huang, "Multiple Destination Routing Algorithms," IEICE Transactions on Communications, vol. E76-B, no. 5, pp.544-552, May 1993.

김경석



金 璟 晫(Gyeong Seok Kim) 정회원

1970년 5월 26일생
 1994년 2월 : 경북대학교 전자공학과 졸업(공학사)
 1996년 2월 : 경북대학교 대학원 전자공학과 졸업(공학석사)

※주관심 분야 : ATM망 경로설정, PCS, CDMA등

이상훈



李 相 善(Sang Sun Lee) 정회원

1992년 2월 : 경북대학교 전자공학과 졸업(공학사)
 1995년 2월 : 경북대학교 대학원 전자공학과 졸업(공학석사)
 1995년 3월~현재 : LG전자 TV연구소

※주관심 분야 : ATM망 트래픽 제어, 멀티미디어통신, HDTV등

오창환

吳 昌 煥(Chang Hwan Oh) 정회원

1980년 2월 : 고려대학교 전자공학과 졸업(공학사)
 1983년 2월 : 고려대학교 대학원 전자공학과 졸업(공학석사)
 1994년 3월 : 오사카대학교 대학원 정보공학과 졸업(공학박사)
 1979년 12월~현재 : 한국전자통신연구소 책임연구원

※주관심 분야 : 통신시스템 성능평가, ATM, 트래픽제어, ATM스위치 구조 등

김순자



金 順 子(Soon Ja Kim) 정회원

1975년 2월 : 경북대학교 수학교육학과 졸업(이학사)
 1977년 2월 : 경북대학교 대학원 수학과 졸업(이학석사)
 1988년 2월 : 계명대학교 대학원 수학과 졸업(이학박사)

1980년 5월~현재 : 경북대학교 전자전기공학부 교수
 1985년 3월~1985년 8월 : Columbia 대학교 객원교수
 ※주관심 분야 : ATM망 트래픽제어, Teletraffic Systems, Multimedia 통신등