

ATM 망에서 동적 멀티캐스트 루팅 알고리즘

正會員 류 병 한*, 김 경 수*, 임 순 용*

A Dynamic Multicast Routing Algorithm in ATM Networks

Byung Han Ryu*, Kyung Soo Kim*, Soon Yong Lim* *Regular Members*

요 약

본 연구에서는 VP를 기본으로 하는 ATM 망에서 송·수신 노드간의 지연시간을 고려한 최소비용의 spanning 트리를 구하는데 사용할 수 있는 동적 멀티캐스트 루팅 알고리즘을 제안한다. 제안하는 알고리즘은 멀티캐스트 접속의 lifetime내에 통화중인 수신노드가 서비스를 중단하거나 수신노드가 아닌 노드가 멀티캐스트 접속에 새롭게 참가하는 등의 서비스 시간내의 수신노드의 수의 변화를 고려한다. 지연시간을 고려한 spanning 트리를 구하기 위하여, 먼저, VPX/VCX 노드로 구성되는 주어진 ATM 망으로부터 VCX 노드만으로 구성되는 축소망을 생성하고, 이 축소망에 제안하는 알고리즘을 적용하여 송·수신 노드간의 지연시간의 제약조건을 만족하면서 최소비용을 제공하는 멀티캐스트 루팅 트리를 구한다.

수치예를 사용하여 제안하는 동적 멀티캐스트 루팅 방법은 멀티캐스트 서비스 시간내에 수신노드의 수가 빈번하게 변화하는 경우, 망 자원을 효율적으로 사용할 수 있음을 보여준다. 또한, 노드에 연결된 입·출력 링크의 수가 큰 망의 형태에대해서 동적 알고리즘을 적용할 때, 보다 많은 망 자원을 절약할 수 있음을 보여준다.

ABSTRACT

In this paper, we propose a dynamic multicast routing algorithm for constructing the delay-constrained minimal spanning tree in the VP-based ATM networks, in which we consider the efficiency even in the case where the destination dynamically joins/departs the multicast connection. For constructing the delay-constrained spanning tree, we first generate a reduced network consisting of only VCX nodes from a given ATM network, originally consisting of VPX/VCX nodes. Then, we obtain the delay-constrained spanning tree with a minimal tree cost on the reduced network by using our proposed heuristic algorithm.

Through numerical examples, we show that our dynamic multicast routing algorithm can provide an efficient usage of network resources when the membership nodes frequently changes during the lifetime of a multicast connection. We also demonstrate that more cost-saving can be expected in dense networks when applying our proposed algorithm

* 한국전자통신연구원 이동통신기술연구부
論文番號: 97219-0627
接受日字: 1997年 6月 27日

I. 서 론

멀티캐스팅은 하나의 송신노드 (source node)로 부터 다수의 수신노드 (set of destination nodes)로 같은 데이터를 동시에 전송하는 통신을 의미한다. 간단한 방법으로 멀티캐스트 접속을 제공하면서 망의 자원을 효율적으로 이용하기 위하여 지금까지 많은 연구가 수행되어 왔다. 그 중에서 멀티캐스트 경로를 결정하기 위하여 가장 널리 이용되어 온 방법이 송신노드와 수신노드를 각각 나무의 뿌리 (root)와 잎 (leaf)으로 하는 트리를 기본으로 하는 알고리즘이다. 트리를 기본으로 하는 알고리즘을 사용하게 되면, 멀티캐스팅 데이터를 전송할 때 망의 자원을 공유하게 함으로써, 망의 자원을 효율적으로 이용가능하게 한다[1][2].

효율성이 좋은 트리를 구하기 위해 다양한 최적화 목표가 멀티캐스트 알고리즘에 사용되어 오고 있다. 그중 하나는 송·수신 노드 사이의 경로 지연시간의 평균 D_T (송신노드에서 멀티캐스트 그룹내의 각 수신노드까지의 최소경로상의 지연시간의 평균)의 최소화에 목적을 두고 있다. 따라서 이 방법은 실시간 통신을 요구하는 회의통화 서비스와 같은 멀티미디어 어플리케이션에 적용될 수 있다. 이러한 송·수신간에서 최소 지연시간의 경로를 결정하기 위해서는 Dijkstra의 최단 경로 알고리즘[3]이 이용될 수 있다. 또 다른 하나는 가능한 한 망 자원을 효율적으로 사용하기 위한 것으로, 요구되는 자원을 멀티캐스트 트리의 비용 C_T 로 표현하고, 이 트리비용의 최소화에 목적을 두고 있다. 최소 비용의 트리는 Steiner 트리로 불리워지는데, Steiner 트리를 계산하는 것은 NP-완전 문제로 알려져 있다 [4]. 그러므로 polynomial 시간에 해를 얻을 수 있고, 최적해에 근사한 결과를 제공하는 발견적 기법이 연구되어 왔다[5][6]. 예를 들면, 문헌 [5]의 저자는 D_T 와 C_T 사이의 trade-off를 조사하였고, 문헌 [6]에는 동적 계획법을 이용한 최적 멀티캐스트 알고리즘, 모든 노드가 멀티캐스트 데이터를 복제할 수 있는 기능을 가진 경우 및 일부분의 노드만이 복제기능을 가진 경우의 멀티캐스트 경로를 결정하는 알고리즘이 제안되어 있다. 이러한 알고리즘은 비용을 최적화하는 알고리즘에 속한다.

그러나 평균 지연시간의 최소화 및 트리비용의 최소화도 중요한 파라미터로 고려되지만, 이들을 독립

적으로 고려하는 경우, 트리의 품질을 규정하기에는 충분치 못하다. 그러므로, 송·수신 노드간의 지연시간의 제약조건을 만족하면서 낮은 비용의 트리를 구하기 위한 많은 발견적 기법들이 제안되어 왔다[1][7][8]. 문헌 [1]은 최단 경로를 구하는데 있어서 정수값의 지연시간을 고려함으로써 KMB 알고리즘[9]을 확장한 것이다. 문헌 [7]은 송·수신 노드간의 지연시간의 허용값을 가변으로 설정할 수 있고, 트리 비용의 최소화 및 가장 혼잡한 링크의 비용을 최소화하는 알고리즘을 제시하고 있다. 또한, 문헌 [8]은 송·수신 노드간의 지연시간의 제약조건 및 모든 송·수신 노드간의 지연시간의 편차를 고려한 알고리즘을 제안하고 있다.

한편, 멀티캐스트 접속에 포함된 수신 노드의 종류로 두 가지의 경우를 고려할 수 있는데, 그중 하나는 일단 멀티캐스트 접속이 설정되면, 접속의 lifetime 내에는 멀티캐스트 그룹에 속한 수신노드의 수가 변화하지 않는 정적인 성질을 가진 수신노드를 고려할 수 있고, 또 다른 하나는 접속의 lifetime 내에 서비스 중인 노드가 서비스 수신을 그만두는 경우, 또는 수신노드가 아닌 노드가 서비스를 받기 위해 새롭게 접속에 참가하는 동적성을 갖는 수신노드를 고려할 수 있다[10]-[12]. 이러한 관점에서 볼 때, 위에 언급한 연구들은 접속의 lifetime 내에 수신노드의 수의 변화를 고려하지 않은 정적 멀티캐스트 알고리즘에 해당한다고 할 수 있다.

본 연구에서는 멀티캐스트 접속의 lifetime 내에 비수신노드가 새롭게 멀티캐스트 접속에 참가 또는 수신중의 노드가 멀티캐스트 접속으로 부터 삭제될 확률을 고려한 VP를 기본으로 하는 ATM 망에서의 지연시간의 제약조건을 만족하는 루팅 알고리즘을 제안한다. VP를 기본으로 하는 ATM 망에서는, 각 VP 또는 VC (Virtual Channel)의 종단 (end) 노드는 VCX (Virtual Channel eXchange) 노드만이 될 수 있으며, VP 또는 VC가 경유하는 중간 노드들은 VPX (Virtual Path eXchange) 노드 또는 VCX 노드가 될 수 있다. 한편, 지금까지 연구되어 온 VP를 기본으로 하는 ATM 망에서의 멀티캐스트 루팅 방식에서는[13]-[15], 서비스의 통화시간 동안에 수신노드가 서비스의 수신을 그만두는 경우 또는 노드가 새롭게 서비스에 참가하는 등의 수신노드의 동적인 현상들은 고려하지

않았다. 따라서 VOD (Video On Demand)와 비디오 회의 (Video Conference)와 같은 서비스의 경로 결정을 위해 멀티캐스트 접속의 동적성을 고려하지 않은 기존의 접근 방법을 적용하게 되면, 일부 수신노드가 불필요하게 망의 자원을 사용하기 때문에, 망의 자원을 비효율적으로 사용하게 하는 결과를 초래하므로 동적 성질을 가진 어플리케이션에 대해서 바람직한 접근방법이 되지 못한다. 그러므로 새로운 노드가 서비스에 참가하는 확률 및 서비스 중의 수신노드가 서비스를 그만두는 확률은 각 어플리케이션에 의존해야 한다. 이를 나타내기 위하여 본 연구에서는 빈도요소 (Frequency Factor)를 도입한다. 또한, 이미 설정된 멀티캐스트 경로는 새로운 수신노드의 추가 및 수신노드로부터의 삭제에 따라서 동적으로 변화하지는 않는다고 가정한다.

멀티캐스트 접속의 또 하나의 고려대상은 위에서 언급한 것처럼 실시간 서비스에 중요한 요소인 송·수신 노드간에 지연시간을 고려한 멀티캐스트 경로의 설정이다. 본 연구에서는 스위칭 노드의 위치, 스위칭 노드의 형태 (VPX 또는 VCX)를 포함한 망의 형상 (topology)은 주어지고, 지연시간의 제약조건으로 송·수신 노드간의 홉의 수 (송·수신 노드 사이의 물리 링크의 수)를 고려한다. 멀티캐스트 루팅 트리의 비용은 스위칭 노드에서의 스위칭 비용, 멀티캐스트 호 설정을 위한 접속설정 비용 그리고 서비스 제공을 위해 사용하는 대역용량에 대한 대역비용으로 구성된다. 트리 R 내의 각 노드에서의 스위칭 비용은 그 노드에서의 멀티캐스트 셀을 처리하는데 소요되는 처리시간에 의존한다. 접속설정 비용은 멀티캐스트 트리에 설정된 총 VP들의 수에 비례하는 것으로 가정한다. 대역비용은 트리의 각 링크상에 사용가능한 대역용량과 멀티캐스트 통신을 위해 필요로 하는 총 대역용량의 합으로 수식화한다.

본 논문에서의 멀티캐스트 통신을 위한 경로의 결정과정은 다음과 같다. 먼저, VPX 및 VCX가 존재하고 있는 주어진 망 그래프 G 로부터 VCX만 존재하는 축소된 망 그래프 (reduced graph) G' 를 생성한다. 이 축소망은 인접한 VCX 노드 사이에 위치한 모든 VPX 노드를 제거한 후, 두 인접 VCX를 직접 연결하는 가상 링크 (virtual link)를 도입함으로써 쉽게 구해진다. 또한 가상 링크의 비용은 주어진 망의 그래

프 G 에서의 인접 VCX 노드 사이의 스위칭 비용, 접속설정 비용 및 대역 비용의 합으로 계산된다. 또한 축소망 G' 내의 가상 링크상의 지연시간은 그래프 G 에서의 관련 두 VCX 노드 사이의 홉의 수와 같게 된다. 이와 같은 방법으로 얻어진 축소망에 대해서, 기존의 멀티캐스트 루팅 알고리즘과 본 연구에서 제안하는 동적 멀티캐스트 루팅 알고리즘을 적용하여, 송·수신 노드간에 지연시간의 조건을 만족하면서 최소 비용을 제공하는 트리를 구한다. 후자의 알고리즘에는 노드가 멀티캐스트 서비스에 참가할 확률 및 서비스중인 수신 노드가 서비스를 그만두는 확률을 나타내는 빈도요소를 고려한다. 수치예를 사용하여, 트리의 수신 노드가 동적으로 변화하는 경우, 제안한 멀티캐스트 루팅 알고리즘은 최적 또는 최적에 가까운 트리를 제공할 수 있음을 보여준다.

II. 멀티캐스트 루팅 트리의 비용함수

ATM 망은 스위칭 노드를 나타내는 V 와 물리 링크를 나타내는 E 의 그래프 $G(V, E)$ 로 모델링할 수 있다. 문제를 간단화 하기 위하여 모든 VP는 양방향 연결로 하고, 스위칭 노드의 위치, 스위칭 노드의 형태 (VPX 또는 VCX)를 포함한 망의 형상은 주어지는 것으로 가정한다. 그러면, 지연시간을 고려한 멀티캐스트 루팅 문제는 다음과 같이 정의 된다. ATM 망 그래프 $G(V, E)$, 송신 노드 s , 수신 노드의 집합 $D = \{d_1, \dots, d_n\}$, 그리고 송·수신 노드간의 지연시간의 허용값 H_{sd_i} 가 주어졌을 때, 지연시간의 조건을 만족하면서 s 와 D 에 속한 모든 노드를 포함하는 멀티캐스트 접속에 대해서 최소비용을 가지는 루팅 트리를 구하는 문제가 된다.

멀티캐스트 루팅 트리를 $R = \{R(v), R(e)\}$ 하자. 여기서 $R(v)$ 와 $R(e)$ 는 각각 멀티캐스트 트리 R 내의 노드의 집합과 링크의 집합을 나타낸다. 문헌 [13]에 제시된 것처럼, 멀티캐스트 루팅 트리의 비용 $C_T(R)$ 은 3가지 종류의 비용함수로 구성된다: 스위칭 노드에서의 스위칭 비용 $C_S(R)$, 접속설정 비용 $C_E(R)$, 그리고 대역 비용 $C_B(R)$. 스위칭 비용은 그 노드에서의 멀티캐스트 셀 처리시간에 의존하고, 노드에서의 멀티캐스트 셀 처리시간은 요구되는 대역용량에 비례하는 것으로 가정한다. 또한, 스위칭 비용은 VPX 노드에

서의 스위칭 비용과 VCX 노드에서의 스위칭 비용으로 구별한다. t_{sd} 를 멀티캐스트 통신을 위해 요구되는 대역용량이라고 하면, 트리 R 내의 스위칭 비용은 다음과 같이 수식화될 수 있다.

$$C_S(R) = t_{sd}(n_{vpx}(R) + \delta n_{vcx}(R)), \quad (1)$$

여기서, n_{vpx} 및 n_{vcx} 는 각각 트리 내의 VPX 노드의 수 및 송신노드를 포함한 VCX 노드의 수를 의미하고, δ 는 단위 대역당 VP 스위칭 비용에 대한 VC 스위칭 비용의 상대값을 나타낸다 (일반적으로 $\delta \geq 1$).

접속설정 비용 $C_E(R)$ 은 모든 송·수신 노드간의 루팅 설정과정의 복잡성을 나타내는 척도로서, 송신노드가 멀티캐스트 셀을 복제할 수 있는 기능을 가진 VCX 노드로 가정할 때, 멀티캐스트 통신을 제공하기 위해서 사용된 VCX 노드의 수에 비례하는 것으로 수식화된다. 그러므로 접속설정 비용 $C_E(R)$ 은 다음과 같이 표현된다.

$$C_E(R) = n_{vcx}(R) - 1. \quad (2)$$

대역비용 $C_E(R)$ 은 송신노드로부터 모든 수신노드에 멀티캐스트 통신을 위해 사용된 대역용량의 합으로, 문헌 [13]에는 트리 내의 모든 링크에 할당된 요구되는 대역용량의 합으로 가정하고 있다. τ_{ij} 를 두 VCX 노드 i 와 j 사이를 연결하는 VP의 수로, ω_{ij}^m 를 두 VCX 노드 i 와 j 를 연결하는 VP중에서 $\{m\}$ 번째 VP라 하자. 또한 ω_{ij} 를 두 VCX 노드 i 와 j 를 연결하기 위해 사용된 VP라고 가정하면, VP ω_{ij} 의 대역비용 $C_{VP}(\omega_{ij})$ 는 다음식과 같이 주어진다.

$$C_{VP}(\omega_{ij}) = t_{sd} k_{ij}, \quad (3)$$

여기서 k_{ij} 는 VP ω_{ij} 가 경유하는 물리 링크의 수 (홉의 수)를 나타낸다. 그러면 트리 R 내의 총 대역비용은 아래의 식 (4)와 같이 수식화된다.

$$C_B(R) = \sum_{\omega_p \in R(e)} C_{VP}(\omega_{ij}). \quad (4)$$

그러나, 두개의 VCX를 연결하는 모든 VP중에서 사용가능한 대역이 큰 VP를 먼저 선택함으로써 망 자

원을 효율적으로 이용할 수 있다. 이렇게 함으로써, 사용가능한 대역이 작은 VP는 다른 서비스 (예, point-to-point connection)를 위해 사용될 수 있을 것이다. 이러한 목적으로 대역 비용은 각 경로상의 이용가능한 대역을 고려하여 수식화될 수 있다. 즉, 대역비용 $C_B(R)$ 은 멀티캐스트 통신을 위해 필요한 대역용량의 합과 트리 R 내의 VP의 이용가능한 대역용량의 합수로 표현될 수 있다. a_{ij}^m 를 m 번째 VP ω_{ij}^m ($m=1, \dots, \tau_{ij}$)의 이용가능한 대역용량이라 하고, a_{ij} 를 최대로 이용할 수 있는 대역용량, 즉, $a_{ij} = \max\{a_{ij}^1, \dots, a_{ij}^{\tau_{ij}}\}$ 으로, 아울러, 앞에서와 마찬가지로, 노드 i 와 j 사이의 경로를 연결하는 VP 중에서 대역용량이 가장 큰 VP를 ω_{ij} 라고 하면, VP ω_{ij} 의 대역비용 $C_{VP}(\omega_{ij})$ 는 식 (5)와 같이 수식화 될 수도 있다.

$$C_{VP}(\omega_{ij}) = t_{sd} k_{ij} \frac{1}{a_{ij}}. \quad (5)$$

그러면, 총 대역 비용은 트리 R 내의 모든 VP들의 대역비용을 더함으로써, 다음 식과 같이 얻어진다.

$$C_B(R) = \sum_{\omega_p \in R(e)} C_{VP}(\omega_{ij}). \quad (6)$$

그러므로 멀티캐스트 루팅 트리의 총 비용 $C_T(R)$ 은 $C_S(R)$, $C_E(R)$, $C_B(R)$ 의 합으로 식 (7)과 같이 수식화된다.

$$C_T(R) = \alpha C_S(R) + \beta C_E(R) + \gamma C_B(R). \quad (7)$$

여기서, α , β 및 γ 는 멀티캐스트 루팅 트리의 총 비용에 대한 스위칭 비용, 접속설정 비용, 그리고 대역비용의 가중치를 나타낸다.

III. 멀티캐스트 루팅 알고리즘

3.1 VCX 노드로 구성되는 축소망의 생성

VP를 기본으로 하는 ATM 망에서는, 각 VP 또는 VC의 종단 노드는 VCX 노드만이 될 수 있으며, VP 또는 VC가 경유하는 중간 노드들은 VPX 또는 VCX가 될 수 있다 하나의 VP는 복수 개의 VPX노드를 경유할 수도 있고, 하나의 VC는 하나의 VP상에 또는 복수개의 VP의 연결상에 설정된다. 루팅 트리상의

모든 VPX 노드는 멀티캐스트 접속의 중계노드로 고려될 수 있다. 그러면, 멀티캐스트 접속의 모든 수신 노드는 VCX 노드에 위치하고, 단지 VCX 노드만이 멀티캐스트 셀을 복제하여 자신에게 연결된 다음 노드로 전송할 수 있는 기능을 가진다. 그러므로, VCX 노드만으로 구성되는 축소된 망 (reduced network) G' 상에 멀티캐스트 루팅을 위한 spanning 트리를 구하는 것이 필요하다. 이를 위해, 먼저 주어진 그래프 G 에 대해 축소된 그래프 G' 를 생성한다. 이 축소망은 그래프 G 에 있는 모든 VPX 노드를 제거한 후, 두개의 인접 VCX 노드를 직접 연결하기 위해 논리 링크를 도입함으로써 쉽게 구하여진다. 이 논리 링크를 본 논문에서는 가상 링크 (virtual link)로 부른다. 이렇게 함으로써, 우리는 원래의 그래프 G 보다 훨씬 간단한 축소망 G' 를 얻게 된다.

l_{ij}^v 를 두개의 인접한 VCX 노드 i 와 j 사이의 모든 VPX 노드를 제거한 후에 도입된 가상 링크라고 하고, 이 축소망 G' 에서의 루팅 트리를 $R' = \{R'(v), R'(e)\}$ 로 정의한다. 여기서, $R'(v)$ 와 $R'(e)$ 는 각각 멀티캐스트 루팅 트리 내의 VCX 노드의 집합과 가상링크의 집합을 나타낸다. 축소된 그래프 G' 에서의 비용함수는 앞의 기호들을 사용하여 수식화할 수 있다. 예를 들면, 접속설정 비용은 하나의 VC설정에 대해 단위 비용을 가지고, 대역비용이 식 (5)와 같이 표현된다고 하면, 가상링크 l_{ij}^v 상의 비용함수 $C(l_{ij}^v)$ 는 가상링크상의 스위칭 비용, 접속설정 비용, 그리고 대역비용의 합으로 식 (8)과 같이 표현될 수 있다. 물론, 대역비용이 식 (3)과 같이 표현되는 경우에도, 앞의 기호들을 사용하여 쉽게 수식화 할 수 있다.

$$C(l_{ij}^v) = \alpha t_{sd} (k_{ij}^v - 1 + 2\delta) + \beta + \gamma t_{sd} k_{ij}^v \frac{1}{a_{ij}^v}, \quad (8)$$

여기서, a_{ij}^v 는 가상링크 l_{ij}^v 상의 이용가능한 대역용량을, k_{ij}^v 는 가상링크 l_{ij}^v 내의 물리 링크의 수를 의미한다. 그러므로 그래프 G' 내의 멀티캐스트 루팅을 위한 총 비용은 트리 R' 내의 각 가상링크의 비용을 합함으로써 다음 식 (9)와 같이 얻어진다.

$$C_T(R') = \sum_{l_{ij}^v \in R'(e)} C(l_{ij}^v). \quad (9)$$

본 연구에서는 모든 송·수신 노드쌍 사이의 흐름

(= 물리 링크의 수)를 지연시간의 제약조건으로 고려하고 있다. 축소망 내의 각 가상링크상의 지연시간은 원 그래프 G 에서 이 가상링크의 시점, 종점 노드인 두 VCX 노드 사이에 위치한 VPX 노드의 수에 1을 더한 값으로 된다. 즉, 가상링크 l_{ij}^v 상의 지연시간은 k_{ij}^v 의 값과 같게 된다. 축소망 G' 를 생성하는 하나의 예를 그림 1에 보여주고 있다.

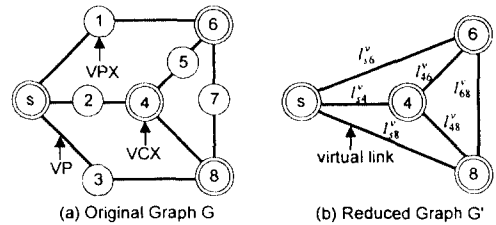


그림 1. 축소망 G' 의 예

Fig. 1 An example of reduced network G'

그림 1의 (a)에 주어진 원 그래프 G 에서 모든 VPX 노드를 제거하고 가상 링크를 도입함으로써, 그림 1의 (b)와 같은 축소망 G' 를 얻게 된다. 예를 들어 가상링크 l_{s8}^v 의 비용 $C(l_{s8}^v)$ 및 지연시간 h_{s8} 은 각각 $\alpha t_{sd}(1 + 2\delta) + \beta + \gamma t_{sd} \frac{1}{a_{s8}}$ 과 2가 된다.

3.2 동적 멀티캐스트 루팅 알고리즘

이 절에서는 모든 송·수신 노드사이의 지연시간의 제약조건을 만족하면서 최소비용의 spanning 트리를 발생시키기 위한 멀티캐스트 루팅 알고리즘을 제안한다. 먼저, $C_k(s, d)$ 를 노드 s 에서 노드 d 까지의 지연시간이 k (i.e., $h_{sd} = k$)인 경로 $p(s, d)$ 의 비용으로 정의한다. 이것은 문헌 [1]에 언급된 동적 계획법을 이용하여 쉽게 계산될 수 있다. 즉,

$$C_k(s, d) = \min \{ C_{k-h_{sd}}(s, u) + C_{h_{sd}}(u, d) \}, \quad (10)$$

여기서, h_{sd} 는 노드 쌍 u 와 d 사이의 지연시간을 나타낸다. H_{sd} 를 송신노드 s 와 수신노드 d 사이의 지연시간의 허용값이라고 하면, 지연시간의 허용값 H_{sd} 를 만족하는 최소비용은 식 (11)에 의해 얻어진다.

$$C(s, d) = \min_{k \leq H_{sd}} C_k(s, d). \quad (11)$$

멀티캐스트 통신에서는 멀티캐스트 접속의 lifetime 내에, 서비스 중인 수신노드가 멀티캐스트 그룹을 떠나거나 비수신 노드가 멀티캐스트 접속에 새롭게 참여하는 VOD 서비스나 비디오 회의 서비스와 같은 어플리케이션이 있다. 이러한 수신노드의 동적인 변화하에서도 최소비용의 트리를 보장하기 위해서는 멀티캐스트 트리 R' 를 동적으로 갱신하는 것이 필요하게 된다. 그러나, 본 연구에서는 접속 요구에 의해 일단 경로가 결정되면, 멀티캐스트의 접속의 lifetime 내에 수신 노드의 수의 변화가 있어도 재루팅을 고려하지 않는다. 만일 재루팅이 허용되면, 서로 다른 경로의 상이한 지연시간에 의해 셀 순서를 보장할 수 없기 때문이다. 또한, 재루팅을 허용하게 되면, 버퍼링 및 셀의 재루팅 처리 등이 ATM 스위치나 단말에 요구되므로, 하드웨어 비용 및 복잡도가 증가하게 된다[16].

지금까지 제안되어 온 멀티캐스트 루팅 알고리즘(본 연구에서는 정적 멀티캐스트 알고리즘으로 부른다)의 개략은 다음과 같다.

(i) 식 (10)의 동적 계획법을 사용하여 모든 송·수신 노드쌍에 대해 지연시간의 허용값 $H_{sd}(d_i \in D)$ 를 만족하면서 최소 비용을 가지는 경로를 구한다. 구한 최소 비용의 경로를 중에서 비용이 제일 작은 경로를 선택하고, 이를 초기 트리 $R' = \{R'(v), R'(e)\}$ 로 정의한다.

(ii) 경로가 결정되지 않은 모든 수신노드 대해서 트리 $R' = \{R'(v), R'(e)\}$ 로부터의 최소 비용의 경로를 구하고, 이들 중 제일 작은 값을 가진 송·수신 간의 경로를 선택한다. 이 선택된 경로를 $p(n_i^*, d_i^*)$ ($n_i^* \in R'(v)$)로 정의한다.

(iii) $R' \leftarrow R' + p(n_i^*, d_i^*)$ 로 경로 $p(n_i^*, d_i^*)$ 를 트리 R' 에 추가한다.

(iv) 모든 멀티캐스트 수신 노드가 하나의 트리 R' 에 포함될 때까지, 단계 (ii)와 (iii)을 반복한다.

그러나 정적 멀티캐스트 루팅 알고리즘은 접속 요구시의 최적 루팅을 목적으로 하고 있기 때문에, 멀티캐스트 접속의 lifetime 내에 멀티캐스트 그룹의 수신노드의 수가 변화할 때에는 망의 자원을 효율적으로 사용할 수 없다. 그림 2의 (a)에 송신노드가 s 이고 수신노드의 집합이 $D = \{2, 3, 4, 5\}$ 이며 모든 송·수신 노드간의 지연시간의 허용값이 $H_{ii} = 4$ ($i = 2, 3, 4, 5$)

인 경우, 정적 멀티캐스트 알고리즘을 사용하여 구해진 루팅 트리를 보여주고 있다. 이 경우의 초기 멀티캐스트 트리의 총 비용은 41이 된다. 노드 3이 멀티캐스트 접속의 lifetime 내에 서비스 수신을 중단한다고 가정하자. 이 경우에 노드 3이 수신노드의 집합에서 삭제된 후에도 트리의 비용은 초기비용 41과 같게 된다.

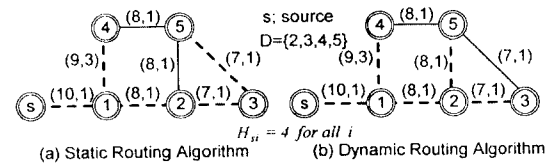


그림 2. 멀티캐스트 루팅 트리의 예
Fig. 2. An example of multicast routing tree

그러므로, 접속의 lifetime 내에 멀티캐스트 수신노드 집합의 멤버쉽이 빈번히 변화할 때에는 망의 자원을 효율적으로 사용할 수 있는 동적 멀티캐스트 루팅 알고리즘이 필요하게 된다. 이를 위해 먼저 멀티캐스트 접속의 lifetime 내에 비 수신노드가 새롭게 멀티캐스트 접속에 참가할 확률 및 현재 수신중인 노드가 멀티캐스트 접속을 떠나는 확률을 나타내는 빈도요소 f_a 와 f_b ($0 \leq f_a \leq 1, 0 \leq f_b \leq 1$)를 도입한다.

빈도요소 f_a 와 f_b 의 값은 어플리케이션에 의존한다고 가정한다. 예를 들어, f_a 의 값이 0인 경우, 비수신 노드는 결코 멀티캐스트 접속에 참가하지 않음을 의미한다. 비록 빈도요소에 대한 정확한 값을 구하는 것은 불가능하지만, 어플리케이션에 따라서 대략적인 값을 부여할 수는 있다. 예를 들면, VOD와 같은 서비스의 경우에는, 가입자들이 좋아하는 영화를 보기 위해 멀티캐스트 접속을 빈번하게 참가하기도 하고 현재의 서비스로부터 떠나기도 하기 때문에, f_a 와 f_b 는 큰 값을 가지도록 할당될 수 있다. 한편, 비디오 회의와 같은 서비스의 경우에는, f_a 의 값은 크게, f_b 의 값은 작게 설정할 수 있다. 현재의 트리 R' 에 연결된 수신노드에 대해서, 빈도요소 f_a 와 f_b 는 다음과 같이 고려된다. 먼저 식 (12)를 사용하여 각 수신노드 d_i 에 대해 가중치 $W(d_i)$ 를 계산한다. 그리고 나서, 집합 D 에 포함되었지만 현재까지 경로가 결정되지 않은

수신노드들 중에서 $h_{s_{u_i}} + h_{s_i, d_i} \leq H_{s_{d_i}}$ 및 $h_{s_{v_i}} + h_{v_i, d_i} \leq H_{s_{d_i}}$ 의 지연시간의 제약조건을 만족하면서 최소의 $W(d_i)$ 값을 가진 수신노드 d_i 를 선택한다. 이 선택된 수신노드를 d_i^* 라 하자. 즉, $d_i^* = \{d_i | \min\{W(d_1), \dots, W(d_n)\}\}$. 만일, 최소의 $W(d_i)$ 값을 가진 노드 d_i^* 가 복수개 존재하면, 자신의 경로상에 중계 노드의 수가 제일 많은 노드 d_i^* 를 선택하고, 현재의 트리상의 노드 n_i^* 를 식 (13)에 의해 선택하여 경로 $p(n_i^*, d_i^*)$ 를 현재의 트리 R' 에 추가한다.

$$W(d_i) = \min\{f_b \cdot (1-f_a) \cdot C(u_i, d_i), f_a \cdot (1-f_b) \cdot C(v_i, d_i)\}, \quad (12)$$

여기서, $u_i (\in R'(v))$ 는 노드 d_i 를 현재의 트리 R' 에 연결할 때, 최소비용의 트리를 제공하는 트리 R' 상의 노드를 나타낸다. 한편, $v_i (\in R'(v))$ 는 노드 d_i 를 현재의 트리 R' 에 연결할 때, 트리 R' 상의 송신노드 또는 중계노드를 의미한다. 그러므로, 식 (12)의 첫번째 항은 빈도요소 f_a 와 f_b 를 고려하여 최소비용의 경로로 수신노드 d_i 를 연결할 때의 소요되는 비용의 가중치를 나타내고, 두 번째 항은 빈도요소 f_a 와 f_b 를 고려하여 현재의 트리상의 송신노드 또는 중계노드로부터 수신노드 d_i 를 연결할 때 필요로 하는 비용의 상대적 가중치를 의미한다. 그러면, 선택된 수신노드 d_i^* 는 다음식에서 결정되는 현재의 트리상의 노드 n_i^* 를 경유하도록 트리 R' 에 연결된다.

$$n_i^* = \begin{cases} u_i, & \text{if } f_b \cdot (1-f_a) \cdot C(u_i, d_i^*) < f_a \cdot (1-f_b) \cdot C(v_i, d_i^*) \\ v_i, & \text{if } f_b \cdot (1-f_a) \cdot C(u_i, d_i^*) \geq f_a \cdot (1-f_b) \cdot C(v_i, d_i^*) \end{cases} \quad (13)$$

위의 과정은 모든 수신노드가 단일 트리 R' 에 포함될 때까지 반복적으로 수행된다.

경로가 결정되지 않은 수신노드 중에서 d_i^* 의 선택 및 현재의 트리 상의 노드 n_i^* 를 결정하는 과정을 그림 2의 (b)를 이용하여 살펴본다. 빈도요소 f_a 와 f_b 는 각각 0.5, 0.6으로 주어지고, 수신노드 2와 3의 경로는 결정되어져 있다고 가정한다. 그러면, 현재까지 결정되지 않은 수신노드 4와 5 중에서 현재의 트리 R' (노드 1에서 노드 3까지의 점선으로 표시된 부분)에 연결될 노드와 선택된 수신노드까지의 경로는 다음과 같이 구해진다. 먼저 식 (12)를 사용하여 결정되

지 않은 수신노드 4와 5에 대하여 가중치를 구한다. 즉,

$$\begin{aligned} W(4) &= \min\{0.6 \cdot 0.5 \cdot C(1, 4), 0.5 \cdot 0.4 \cdot C(1, 4)\} \\ &= \min\{2.7, 1.8\} = 1.8 \\ W(5) &= \min\{0.6 \cdot 0.5 \cdot C(3, 5), 0.5 \cdot 0.4 \cdot C(2, 5)\} \\ &= \min\{2.1, 1.6\} = 1.6 \end{aligned}$$

그러므로, 가중치가 작은 값인 수신노드 5를 먼저 선택한다. 또한 식 (13)에 의해 현재의 트리상의 노드 3이 n_i^* 로 선택되고, 경로 $p((2, 5))$ 가 트리 R' 에 추가된다. 경로가 결정되지 않은 수신노드 4에 대해서도 위의 과정을 반복하여 경로를 결정하고 트리 R' 에 추가한다.

동적 멀티캐스트 루팅 알고리즘에서는 다음의 4가지 단계를 수행한다.

- (i) 식 (10)의 동적 계획법을 사용하여 모든 송. 수신 노드쌍에 대해 지연시간의 허용값 $H_{sd_i}(d_i \in D)$ 를 만족하면서 최소비용을 가지는 경로를 구한다. 구한 최소비용의 경로들 중에서 중계 노드의 수가 제일 많은 경로를 선택하여 초기 트리 $R' = \{R'(v), R'(e)\}$ 로 정의한다. 만일, 중계 노드의 수가 제일 많은 경로가 복수개 존재하면, 최소 비용이 제일 적은 경로를 선택한다.
 - (ii) 경로가 결정되지 않은 모든 수신노드에 대해서 식 (12)를 이용하여 $W(d_i)$ 를 계산하여 가장 작은 값의 수신노드 d_i 를 선택하여, 이 수신노드를 d_i^* 로 정의한다. 또한 식 (13)을 이용하여 n_i^* 를 결정하고, $p(n_i^*, d_i^*)$ 를 노드 n_i^* 와 d_i^* 를 연결하는 경로로 정의한다.
 - (iii) $R' \leftarrow R' + p(n_i^*, d_i^*)$ 로 경로 $p(n_i^*, d_i^*)$ 를 트리 R' 에 추가한다.
 - (iv) 모든 멀티캐스트 수신 노드가 하나의 트리 R' 에 포함될 때까지, 단계 (ii)와 (iii)을 반복한다.
- 축소된 그래프 G' 상에 지연시간을 만족하는 spanning 트리가 결정되면, 트리 R' 의 가상링크를 주어진 원 그래프 G 상의 물리링크로 변환한다. 한편, 단계 (i)에서 중계 노드가 많은 경로를 먼저 선택하는 이유로는 다음과 같다. 중계 노드의 수가 많은 경로를 먼저 선택하게 되면, 현재까지 경로가 결정되지 않은 수신노드가 단계 (i)에서 선택된 경로상의 중계노드를 경유할 가능성이 높게 된다. 이렇게 함으로써, 각 수신노

드가 멀티캐스트 접속의 lifetime 내에 서비스 수신을 그만두게 되는 경우, 불필요한 노드 및 물리 링크를 제거함으로써 망의 자원을 유용하게 사용할 수 있게 된다.

지연시간을 고려한 멀티캐스트 루팅 트리 $R' = \{R'(v), R'(e)\}$ 가 결정된 후, 서비스 시간내에 멀티캐스트 그룹의 수신노드의 수가 변화할 때에도 본 연구에서 제안하는 동적 멀티캐스트 루팅 알고리즘은 그림 2의 (b)에 보여주고 있는 것처럼 망의 자원을 효율적으로 사용할 수 있을 것으로 기대된다. 동적 멀티캐스트 루팅 알고리즘은 빈도요소 f_a 와 f_b 를 고려하여 루팅 트리를 설정하기 때문에, 각 수신노드가 트리 R' 의 잎(leaf) 노드에 위치할 가능성은 정적 알고리즘의 경우보다 높게 된다. 정적 알고리즘의 예와 마찬가지로 노드 3이 멀티캐스트 접속의 lifetime 내에 서비스 수신을 중단한다고 가정하면, 수신노드 3과 수신노드 3로 멀티캐스트 셀을 전송하는 링크를 제거함으로써, 트리 비용은 41에서 35로 감소하게 된다.

IV. 수치에 및 토의

이 절에서는, 제안한 멀티캐스트 루팅 알고리즘을 적용한 수치예를 고찰한다. 평가를 위해서 그림 3과 같이 VPX 노드 및 VCX 노드로 구성된 망의 모델을 이용한다. 주어진 망 모델로부터 그림 4와 같은 VCX 노드만으로 구성되는 축소망을 얻는다. 두개의 인접한 VCX 노드 사이의 가상링크의 비용은 멀티캐스트 통신을 위해 필요한 대역용량 t_{av} 를 5 Mbp로 가정하여 식 (8)에 의해 계산한다. 수치예에 사용하는 모델

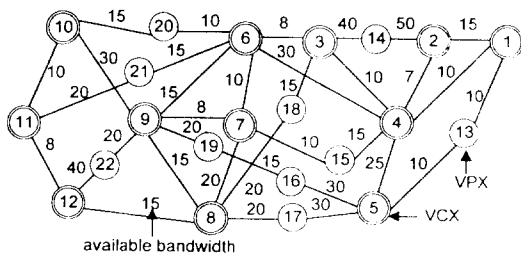


그림 3. VPX/VCX 노드로 구성된 네트워크 모델
Fig. 3 Network model consisting of VPX/VCX nodes

에서, 모든 송·수신 노드사이의 지연시간의 허용값 H_{sd} 는 5로 하는데, 이는 노드 1과 노드 12 간의 물리 링크의 수 (홉의 수)에 해당하는 값이다. 또한, VP 스위칭 비용에 대한 VC 스위칭 비용의 상대값을 1로, 비용 가중치 α, β, γ 는 각각 0.1, 0.5, 0.5로 설정한다.

본 수치예에서는, 송신노드를 먼저 선택하고, 주어진 수의 수신노드를 무작위로 선택한다. 제안하는 알고리즘을 적용하여 초기 멀티캐스트 루팅 트리를 구한 후, 현재의 멀티캐스트 트리의 수신노드의 집합으로부터 삭제될 수신노드의 집합을 무작위로 선택한다. 물론, 삭제될 확률은 빈도요소 f_b 에 의해 결정된다. 이러한 과정을 모든 수신노드의 집합에 대해서 반복 수행한다.

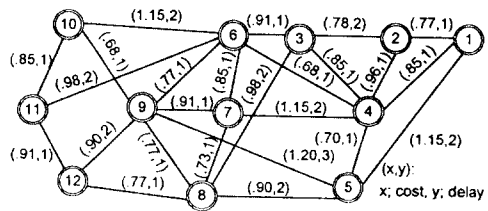


그림 4. VCX 노드로 구성되는 축소망
Fig. 4 Reduced network consisting of VCX nodes only

먼저 수신노드의 수가 증가할 때의 평균 트리비용이 어떻게 변화하는가를 살펴 본다. 이 경우에는 멀티캐스트 접속의 lifetime 동안에 새로운 수신노드의 추가 및 현재 수신노드의 집합에 포함되어 있는 수신노드의 삭제는 없는 것으로 가정한다. 그림 5로부터 알 수 있듯이, 수신노드의 수에 변화가 없는 경우에는, 정적 멀티캐스트 루팅 알고리즘이 동적 멀티캐스트 루팅 알고리즘보다 망 자원의 효율적인 이용을 보장함을 알 수 있다. 한편, 빈도요소 f_a 및 f_b 가 각각 1과 0으로 접근하게 되면, 동적 멀티캐스트 루팅 알고리즘에 의해 구하여진 트리비용은 정적 알고리즘의 경우와 거의 같아짐을 보여준다. 또한 빈도요소 f_b 의 값이 증가할 때, 초기의 트리비용은 정적 알고리즘의 비용보다 높게 되는데, 이는 동적 멀티캐스트 루팅 알고리즘의 경우에는 최소비용의 경로가 존재함에도 불구하고 수신노드가 현재의 트리상의 중계노드를 경유하도록 설정되는 확률이 정적 멀티캐스트 루팅

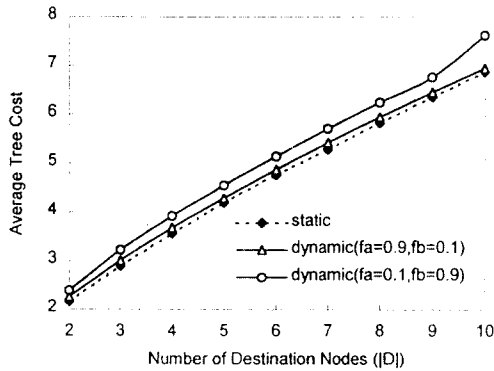


그림 5. 수신 노드의 갯수 ($|D|$)에 대한 초기 트리비용
Fig. 5 Average tree cost dependent on $|D|$

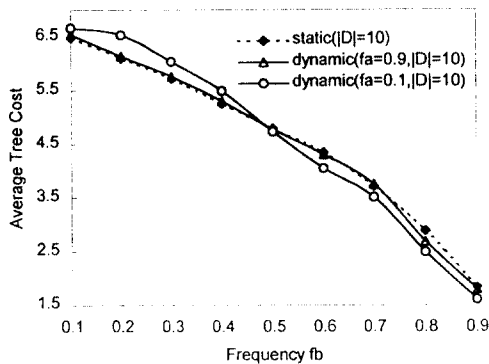


그림 6. 빈도요소 f_b 에 대한 트리비용
Fig. 6 Tree cost dependent on frequency factor f_b

알고리즘의 경우보다 높기 때문이다.

그림 6은 빈도요소 f_a 의 값에 따라 트리 비용이 어떻게 변화하는가를 보여주고 있다. X축은 각 멀티캐스트 그룹의 수신노드가 멀티캐스트 통신의 서비스 시간내에 멀티캐스트 접속을 그만두는 확률을 나타낸다. 빈도요소 f_a 와 f_b 의 값에 따라 두 알고리즘에는 trade-off가 있음을 알 수 있다. 본 연구에서 제안하는 동적 멀티캐스트 루팅 알고리즘은 서비스 시간 내에 수신중의 노드가 빈번하게 멀티캐스트 접속을 그만두는 경우에 효과적임을 보여준다. 즉, 빈도요소 f_a 의 값에는 크게 영향을 받지 않고 f_b 의 값에 크게 영향을 받게 됨을 알 수 있다.

그림 7은 송신노드에 연결된 입, 출력 링크의 수에

대한 트리비용의 변화를 보여주고 있다. 본 연구에서는 노드에 연결된 입·출력 링크의 갯수를 그 노드에서의 노드 degree(d)로 정의한다. 노드의 degree가 증가하게 되면, 수신노드의 경로가 트리상의 중계노드를 경유하여 현재의 트리에 연결될 가능성이 높아지게 된다. 그러므로, 서비스중의 노드가 빈번하게 멀티캐스트 접속을 그만두게 될 때, 제안하는 동적 알고리즘은 노드의 degree가 클수록 좋은 성능을 보장하게 된다. 즉, 제안하는 동적 루팅 알고리즘은 노드의 degree가 작은 망 (sparse network)에서보다 노드의 degree가 큰 망 (dense network)에서 더 많은 망 자원의 절약이 기대된다.

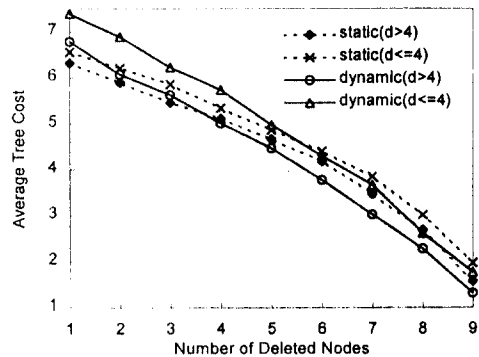


그림 7. 송신 노드의 degree에 대한 트리비용 ($f_a=0.3, f_b=0.7$)
Fig. 7 Tree cost for degree of source node ($f_a=0.3, f_b=0.7$)

이를 입증하기 위하여 제안하는 알고리즘을 랜덤 그래프[10]에 의해 생성된 망의 모델에 적용해 본다. 한 예로 평균 노드 degree가 5($d=5$)인 경우에 얻어진 망의 형상을 그림 8에 보여주고 있다. 문제를 간단화하기 위하여 생성된 모델은 VCX 노드만으로 구성된다고 하고, 요구하는 대역용량 t_{sd} , 비용 가중치, α, β, γ 등의 파라미터는 앞의 예에서와 같은 값을 이용한다. 두개의 인접한 VCX 노드 사이의 가상링크상의 이용 가능한 대역용량은 5 Mbps 에서 55 Mbps 사이의 무작위 값으로 할당한다. 또한, 송·수신 노드간의 지연 시간의 허용치 H_{sd} 는 3으로 가정한다.

그림 9는 주어진 빈도요소 f_a 및 f_b 를 사용하여 얻어진 초기 트리로부터 제거되는 수신노드의 수에 대한 평균 트리비용의 변화를 보여주고 있다. 무작위

그래프에 대해서도, 동적 알고리즘은 서비스 시간내에 수신중의 노드가 멀티캐스트 접속을 빈번하게 그만두는 경우에 효과적임을 보여준다. 또한 노드의 degree가 커지면, 수신노드가 트리의 잎 (leaf) 노드로 될 가능성이 높기 때문에, 수신중의 노드가 서비스를 그만두게 될 때, 멀티캐스트 셀의 복제 기능이 없는 중계노드 및 잎 (leaf) 노드, 그리고 서비스를 중단할 수신노드로 셀을 전송하기 위해서만 사용되어진 링크들을 삭제함으로써, 동적 알고리즘의 경우에는 망의 자원을 효율적으로 사용할 수 있다. 결과적으로, 제안하는 동적 알고리즘을 dense 망에 적용함으로써, 보다 많은 비용 절감을 기대할 수 있다.

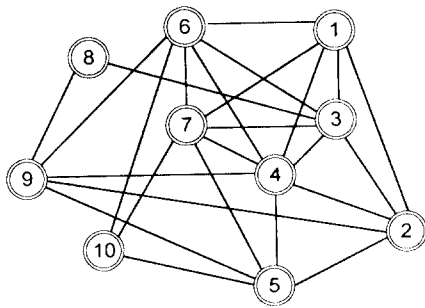


그림 8. 랜덤 그래프 모델의 예($d=5$)
Fig. 8 Random graph model($d=5$)

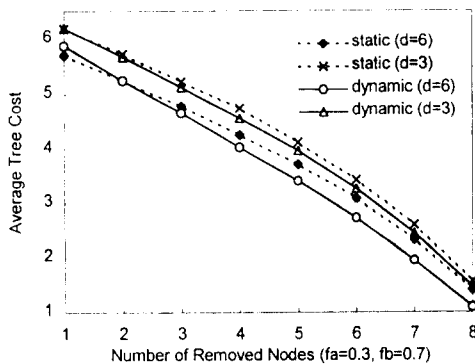


그림 9. 제거되는 노드 수에 대한 평균 트리 비용
Fig. 9 Tree cost dependent on the number of removed nodes

V. 결론 및 향후 연구과제

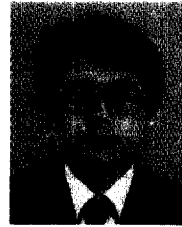
본 연구에서는 VP를 기본으로 하는 ATM 망에서 모든 송·수신 노드간의 지연시간의 제약조건을 만족하면서 최소비용의 트리를 결정하는 동적 멀티캐스트 루팅 알고리즘을 제안하였다. 제안하는 알고리즘은 수신노드가 통화 시간중에 멀티캐스트 접속을 중단하거나 비 수신 노드가 멀티캐스트 접속에 새롭게 참가하는 등의 서비스 시간내의 수신노드의 수의 변화를 고려하였다. 이를 위해, 먼저 VP 스위칭 노드와 VC 스위칭 노드로 구성되는 주어진 ATM 망에 대하여 VC 스위칭 노드만으로 구성되는 축소망을 생성하였고, 이 축소망에 제안하는 알고리즘을 적용하여 송·수신 노드간의 지연시간의 제약조건을 만족시키면서 최소비용을 제공하는 루팅 트리를 구하였다. 수치예를 사용하여, 제안하는 알고리즘이 멀티캐스트 접속의 lifetime 내에 노드가 새롭게 멀티캐스트 서비스에 참여하는 경우 또는 수신중인 노드가 서비스를 그만두는 경우에 망의 자원을 효율적으로 이용할 수 있음을 보였다. 또한, 노드에 연결된 입·출력 링크의 수가 많은 망의 형상에 대해 제안하는 알고리즘을 적용할 때, 보다 큰 비용절감이 기대됨을 보였다.

그러나 본연구에서 제안하는 알고리즘은 최적해를 제공하지 않을런지도 모른다. 그러므로 제안하는 알고리즘의 최적해에 대하여 조사하여야 하며, 제안하는 알고리즘을 적용하였을 때의 호 블럭킹 확률의 평가 등은 향후 연구과제로 한다.

참고 문헌

1. V.P. Kompella, J.C. Pasquale, and G.C. Polyzos, "Multicast routing for multimedia communication," IEEE/ACM Trans. Networking, vol. 1, pp. 286-292, Jun. 1993.
2. A. Shaikh, S. Lu, and K. Shin, "Localized multicast routing," Proc. IEEE GLOBECOM'95, pp. 1352--1356, 1995.
3. D. Bertsekas and R. Gallager, "DATA NETWORKS," Prentice-HallInternational, Inc., 1992.
4. P. Winter, "Steiner problem in networks: A survey," Networks, vol. 17, pp. 129-167, 1987.

5. B.K. Kadaba and J. M. Jaffe, "Routing to multiple destinations in computer networks," IEEE Trans. Commun., vol. COM-31, pp. 343-351, Mar. 1983.
6. C.H. Chow, "On multicast path finding algorithms," Proc. IEEE INFOCOM'91, pp. 1274-1283, 1991.
7. Q. Zhu, M. Parsa, and J. J. Garcia-Luna-Aceves, "A source-based algorithm for delay-constrained minimum-cost multicasting," Proc. IEEE INFOCOM'95, pp. 377-385, 1995.
8. G.N. Rouskas and L. Baldine, "Multicast routing with end-to-end delay and delay variation constraints," Proc. IEEE INFOCOM'96, pp. 353-360, 1996.
9. L. Kou, G. Markowsky, and L. Berman, "A fast algorithm for Steiner trees," Acts Informatica, no. 15, pp. 141-145, 1981.
10. B.M. Waxman, "Routing of multipoint connections," IEEE J. Selected Areas in Commun., vol. 6, pp. 1617-1622, Dec. 1988.
11. B.M. Waxman, "Performance evaluation of multipoint routing algorithms," Proc. IEEE INFOCOM'93, pp. 980-986, 1993.
12. M. Doar and I. Leslie, "How bad is naive multicast routing?" Proc. IEEE INFOCOM'93, pp. 82-89, 1993.
13. M. H. Ammar, S. Y. Cheung, and C. M. Scoglio, "Routing multipoint connections using virtual paths in an ATM network," Proc. IEEE INFOCOM'93, pp. 98-105, 1993.
14. H. Tode, Y. Sakai, M. Yamamoto, and H. Okada, "Multicast routing schemes in ATM networks," International Journal of Communication systems, vol. 9, no. 4, pp. 185-196, July-Aug. 1996.
15. H. Fukuoka and T. Oda, "Optimal routing for ponit-to-multipoint connections with constraints on path length and branching," IEICE Technical Report, IN92-15, pp. 43-48, 1992 (in Japanese).
16. P.C. Huang and Y. Tanaka, "Multicast routing based on predicted traffic statistics," IEICE Trans. Commun., vol. E77-B, pp. 1188-1193, Oct. 1994.



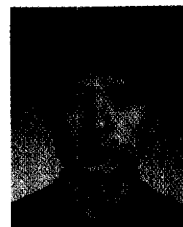
류 병 한(Byung Han Ryu) 정회원
 1985년 2월: 한양대학교 공과대학 산업공학과(학사)
 1988년 2월: 서울대학교 대학원 산업공학과(석사)
 1997년 3월: 오사카대학 대학원 기초공학연구과 정보공학과(박사)

1985년 1월~1986년 1월: (주) 퍼시픽 콘트롤즈 품질보증실 근무
 1988년 3월~현재: 한국전자통신연구원 이동통신기술연구부통화제어연구실 선임연구원
 ※주관심분야: ATM, 통신망, 이동무선통신, 트래픽 제어, 시스템 모델링 및 평가



김 경 수(Kyung Soo Kim) 정회원
 1980년 2월: 충남대학교 공과대학 전자공학과(학사)
 1983년 3월~1985년 12월: 동양전자통신(주)

1985년 12월~현재: 한국전자통신연구원 이동통신기술연구부통화제어연구실 선임연구원
 ※주관심분야: 교환시스템, 이동무선통신, 위치등록 및 관리



임 순 용(Soon Yong Lim) 정회원
 1981년 2월: 인하대학교 공과대학 전자공학과(학사)
 1983년 2월: 인하대학교 대학원 전자공학과(석사)

1983년 3월~현재: 한국전자통신연구원 이동통신기술연구부통화제어연구실 선임연구원
 ※주관심분야: 교환시스템, 이동무선통신, 호 처리 기능 연구