▩ 연구논문

ATM 망에서 교환기의 셀 복제 능력을 고려한 멀티캐스트 라우팅 알고리듬
-Multicast Routing Algorithm under Cell Replication Limits of Switches in ATM Networks-

주 종 혁*
Ju, Jong Hyuk

Abstract

In this paper, we present an algorithm for the multicast routing problem when there exit the cell replication limits of ATM switching nodes. This problem can be formulated as a Degree Constrained Minimum Steiner Tree Problem(DCSP). The proposed algorithm is a modification of the shortest path heuristic originally devised for minimum Steiner tree problem. From the experimental results, it can be seen that our algorithm is efficient to obtain a near optimal solution with comparatively low computational time.

1. 서론

초고속통신망에서 주문형 비디오시스템, 화상회의, 유선방송과 같은 멀티미디어 서비스 수요가 급속히 증가함에 따라 이를 지원하기 위한 멀티캐스트 연결은 점점 더 중요한 요구사항이 되고 있다.

ITU-T 제안서 DSS2(B-ISDN Digital Subscriber Signaling System No. 2)[4]는 ATM 망 멀티캐스팅, 즉 일대다 가상채널연결(VCC : Virtual Channel Connection)을 정의하고 있다. DSS2는 UNI의 T_B나 T_B/S_B 참조 포인트에서 송신자와 복수 수신자간 가상채널연결 교환지원 기능을 정의하고 있는데, 일대다 가상채널연결은 두개이상의 종점을 연결하는 ATM VC(Virtual Channel) 링크들의 집합으로 정의되며, 송신자에서 수신자까지의 단방향전송을 지원한다고 정의하고 있다. 최초에는 일대다 연결이라는 사실을 알려주는 송신자와 하나의 수신자간의 연결설정요구에 의해 연결이 설정되며, 이 후에 송신자의 접속요청에 의해 다른 수신자들이 추가적으로 연결될 수 있다. 수신자는 호가 유지되는 동안에는 이 호에 언제든지 접속 또는 해제될 수 있다. 새로운 수신자는 송신자의 접속요청에 의해 이루지지만, 연결의 해제는 송신자나 수신자에 의해 이루어질 수 있다. DSS2의 기능정의에 의하면 ATM 일대다 연결은 동적 라우팅의 성격이 강하고, 멀티캐스트 트리가 송신자로부터 시작하여 수신자를 하나씩 차례로 연결시키면서 확장되어 나가게 됨을 알 수 있다.

멀티캐스팅 시 교환노드에서 두개 이상의 분지가 발생할 경우 받아들인 셀을 복사하여 송신해야 한다. 그런데 교환기의 성능 또는 멀티캐스트 서비스가 요구하는 서비스 품질(QoS : Quality of Service) 보장을 위하여 허용 가능한 셀 복사시간이 결정되고, 이에 따라 단위시간

* 청주대학교 산업공학과 교수
이 논문은 한국과학재단 지정 청주대학교 정보통신연구센터의 지원에 의한 것임

당 셀 복사량이 제한을 받게된다.

ATM 망의 교환기들의 멀티캐스트 지원능력은 경우에 따라 매우 다양할 것으로 예측된다 [1]. 어떤 교환기는 멀티캐스팅을 지원하지 못하고, 또 다른 교환기들은 멀티캐스트 복제 수에 제한을 받게 될 것이다. 저속의 데이타전송망의 경우에는 교환기의 패킷복제능력이 제한되지 않지만, ATM과 같은 고속교환기는 전송속도나 QoS의 제약 때문에 셀 복제능력이 제한되므로 ATM 망 멀티캐스트 라우팅 알고리듬을 개발할 때 중요한 요소로 고려해야 한다.

이처럼 각 교환기의 멀티캐스트 복제능력이 제한될 때, 최소비용의 멀티캐스트 트리를 구하는 문제를 그래프 모형화한 것이 Degree Constrained Steiner Tree Problem(DCSP)이다. DCSP는 Steiner 트리 문제와 마찬가지로 NP-hard인 문제이다[2].

기존의 ATM 망 멀티캐스트 라우팅에 관한 연구들은 교환기의 복제능력을 고려하지 않은 경우가 대분분이다. Bauer와 Varma[1]가 교환기의 복제능력을 고려한 문제의 중요성을 지적하고, 알고리듬과 실험결과를 제시하였다. 그러나 이들이 제시한 알고리듬 SPH-R은 ATM 망 멀티캐스팅의 동적 특성, 즉 수신자 집합의 변화에 따른 멀티캐스트 트리의 동적인 변동을 고려하지 못하고 있고, 그들의 주장과는 달리 비교실험결과 가능해를 찾지 못하는 경우가 상당히 발생하고 있다는 문제점이 존재한다.

본 논문은 멀티캐스트 서비스가 요구하는 QoS를 보장하기 위해 ATM 교환기의 다양한 셀 복제능력을 고려하고, 아울러 ATM 멀티캐스팅의 동적 특성을 반영한 저비용 멀티캐스트 트리를 구성하는 알고리듬을 제시하고 알고리듬의 효율성을 검증하는 것을 목적으로 하고 있다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서는 문제를 정의하고 그 수리모형을 제시한다. 3장에서는 알고리듬을 제시하고, 4장에서는 전산실험을 통하여 제시된 알고리듬의 효율성을 검증하고, 5장은 결론과 추후 연구방향에 대하여 논의한다.

2. 네트워크 모형

유방향 네트워크의 Steiner Arborescence 문제는 무방향 네트워크에서의 Steiner 트리 문제를 일반화한 것이다. 무방향 네트워크의 Steiner 트리 문제의 무방향 링크를 서로 반대방향의 두 개의 유방향링크로 대치하면 유방향 네트워크의 Steiner Arborescence 문제로 변환될 수 있다.

네트워크 모형을 기술하기 위해 다음과 같은 기호를 사용한다.

- $G=(V, E)$: 유방향 네트워크(ATM 가상경로망),
  단 노드집합 V는 VC 교환기의 집합, 링크집합 E는 가상경로의 집합
- $r=$ 송신자 노드, $L=$수신자 노드 집합
- 링크비용 $c: E \rightarrow R^+$, 여기서 R^+는 음 아닌 실수의 집합
- 노드연결도(셀복제능력) $\omega : V \rightarrow R^+$

노드 연결도가 제한되어 있는 Steiner Arborescence 문제의 수리적 모형 즉 DCSP의 수리모형은 다음과 같다.

<u>수리모형(DCSP)</u>

$$Min. \sum_{(i,j)\in E} c_{ij} x_{ij} \quad (1)$$

$$s.t. \quad x_{ij} \geq y_{ij}^k, \quad \forall (i,j)\in E, k\in L \quad (2)$$

$$\sum_{(i,j)\in E} y_{ji}^k - \sum_{(i,j)\in E} y_{ij}^k = \begin{cases} 1, & k\in L, i=k \\ 0, & k\in L, i\neq k \end{cases} \tag{3}$$

$$\sum_{(i,j)\in E} x_{ij} \le \omega_i - 1, \quad \forall i\in V \tag{4}$$

$$y_{ij}^k \ge 0, \quad \forall (i,j)\in E, k\in L \tag{5}$$

$$x_{ij}\in \{0,1\}, \quad \forall (i,j)\in E \tag{6}$$

위 수리모형에서 변수 x_{ij}는 링크 (i,j)가 Steiner 트리에 포함되면 1, 아니면 0의 값을 갖게 되는 결정변수이다. 변수 y_{ij}^k는 링크 (i,j)를 통해 송신자노드에서 수신자노드 k로 가는 유통량을 의미한다. 송신자 노드는 각 수신자노드로 1단위의 유통량을 보낸다. 식(4)에서 ω_i는 노드 i의 최대연결도로써 노드의 교환기가 제공할 수 있는 셀 복제능력을 의미한다. 셀 복제능력이 없는 교환기의 연결도는 2가 되며, 셀 복제능력의 제약이 없는 경우에는 무한대의 값을 갖는다. 식(4)를 제외하면 수리모형(DCSP)는 일반적인 Steiner 트리 문제의 흐름모형(Flow Formulation)이 된다[3].

3. 알고리듬

일반적인 Steiner 문제의 알고리듬을 DCSP에 응용하는데 있어서 가장 큰 차이점은 DCSP 알고리듬의 수행도중 그래프의 토폴로지가 변할 수 있고, 그에 따라 최단경로에 대한 정보가 달라진다는 점이다. 즉 연결도 제한에 걸린 노드는 더 이상 셀복제를 할 수 없으므로 이후의 알고리듬 단계에서 사용할 수 없다. 따라서 그래프에서 이 노드와 이 노드에 연결된 모든 링크를 삭제해야 한다. 알고리듬의 수행 중에 이러한 노드가 발생할 때마다 노드와 링크를 삭제하고 그래프의 토폴로지를 변경해야 한다. 이 때 각 노드간 또는 트리간의 최단경로정보 계산을 다시 수행해야 한다.

본 논문에서 제시하는 알고리듬은 SPH-R[1]과 마찬가지로 Steiner 트리 문제의 알고리듬 중 일반적이라고 알려진 *Shortest Path Heuristic(SPH)*[3,5]를 기본으로 하고 있다. 즉 초기에 송신자노드를 초기 트리로 시작하여 아직 트리에 포함되지 않은 멀티캐스트 멤버 중에 현재의 트리와 가장 가까운 멤버를 선택하여 트리에 연결시켜 나간다. 모든 멀티캐스트 멤버가 트리에 모두 포함되면 알고리듬이 종료된다. 만일 가능해를 찾는데 실패한다면 초기해의 송신자 노드를 멀티캐스트 멤버 중에서 바꿔서 알고리듬을 다시 수행한다. 모든 멤버를 바꿔서 수행하여도 가능해를 찾지 못하는 문제가 발생할 수도 있는데 이 경우 SPH-R에서는 후탐색의 방법을 통하여 가능해를 찾을 수 있다고 제시하고 있다. 그러나 후탐색을 위하여 소요되는 계산시간이 상당히 많이 들기 때문에 현실적으로 적용하기 어렵다. 그런데 SPH-R이 가능해를 찾는데 실패하는 문제가 적지 않게 발생하는 이유는 새로 선택된 노드를 기존 트리에 연결할 때 트리에서 노드까지의 최단경로를 사용하는 연결전략 때문인 것으로 고찰된다. 따라서 본 논문의 알고리듬에서는 SPH-R과는 반대로 노드에서 트리까지의 최단경로를 통해 연결하는 연결전략을 채택하고 있다. SPH-R과 비교해 볼 때, 해의 품질 즉, 목적함수값은 SPH-R에 비하여 나빠질 수 있는 가능성은 있으나 가능해를 찾는 확률이나 알고리듬의 계산측면에서의 장점이 더 많을 것으로 판단되기 때문이다. ATM이 지원하게 되는 초고속통신망에 있어서 멀티캐스팅의 동적인 특성이나 실시간 서비스 등의 중요성에 비해 볼 때, 빠른 시간에 안정적으로 가능해를 찾는 알고리듬이 보다 중요하다고 고찰된다.

아울러 저하되는 해의 품질을 높일 수 있도록 선택된 멤버를 연결하여 새로운 트리를 구성한 후에, 이 트리 상에 포함된 노드들 중에서 새로 추가된 경로를 이용하여 이미 트리상의 멤버가 되어 있는 노드들의 경로를 수정하는 과정을 추가하였다.
알고리듬을 기술하기 위하여 다음과 같은 기호를 정의한다.

- $N = L \cup \{r\}$: 멀티캐스트 멤버들의 집합
- $l(X, Y)$: X에서 Y까지의 최단경로의 길이
- $\deg_T(u)$: 노드 u의 트리 T상의 연결도
- $P(X, Y)$: X에서 Y까지의 유방향 최단경로
- $P_T(u, r)$: 트리 T위에서 u와 r을 연결하는 유일한 경로
- $T = (V_T, E_T)$: 멀티캐스트 트리 T,

  V_T는 멀티캐스트 트리의 노드집합, E_T는 멀티캐스트 트리의 링크집합

알고리듬을 정리하면 다음과 같다.

SPH-DCSP(A Modified Shortest Path Heuristic for DCSP)

단계 0 : 초기해 T_0

초기해 T_0는 임의의 N의 한 멤버 u(보편적으로 송신자 노드)

$V_{T_0} = N_0 = \{u\}$

$V' \leftarrow V$, $E' \leftarrow E$

$k \leftarrow 1$

단계 1 : 종료조건

$V_{T_k} \supset N$이면 종료,

아니면 $L_k = N_k \cup \{u \in V_{T_k} \mid \deg_{T_k}(u) \geq 3\}$, 단계 2로

단계 2 : 잉여연결도 확인 및 그래프수정

ω_v 값이 0인 노드의 존재여부 확인

존재한다면 다음과 같이 그래프 수정

$V' \leftarrow V' \setminus \{v \mid \omega_v = 0\}$

$E' \leftarrow E' \setminus \{(u, v) \mid \omega_v = 0 \text{ or } \omega_u = 0\}$

$G' = (V', E')$

단계 3 : 터미널노드 추가

$G' = (V', E')$상의 V_{T_k}에서 가장 가까운 노드 v를 선택하고 $P(v, T_k)$를 통하여 연결

$N_{k+1} = N_k \cup \{v\}$

단계 4 : Steiner 트리 재구성

모든 $u \in L_k$에 대하여 $l(u, P(v, T_k))$와 l_u를 비교, $l(u, P(v, T_k)) < l_u$이면 u의 경로 및 T_k 수정 (단, l_u는 $P_{T_k}(u, r)$상에서 제일 먼저 만나는 L_k에 속한 노드까지의 거리)

단계 5 : 연결도 수정

모든 $v \in V_{T_k}$에 대하여, $\omega_v \leftarrow \omega_v - \deg_{T_k}(v)$

$k \leftarrow k+1$, 단계 1로

4. 전산실험

제안된 알고리듬 SPH-DCSP의 효율성을 분석하기 위하여 알고리듬 SPH-R과 비교 실험을 수행하였다.

실험대상이 되는 그래프는 Waxman[6,7]의 네트워크 문제 생성기법에 의해 임의로 만들어진 그래프이다. 이 그래프의 기본적인 형태는 평면상의 정수 격자점 상에 노드가 존재하고 각 노드간의 호는 확률적으로 존재하게 되며, 호의 길이는 1에서 최대거리 사이의 정수값을 동일한 확률로 갖게 된다.

호 (u,v)의 존재확률 $p((u,v))$는 다음과 같다.

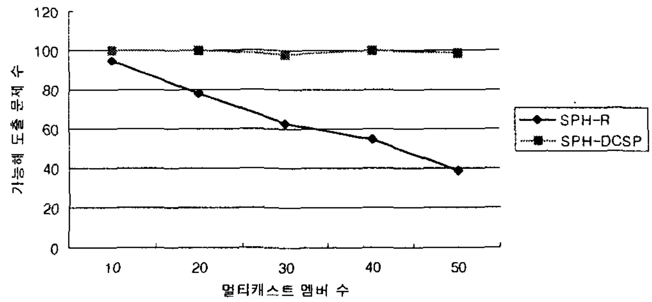
$$p((u,v)) = \beta e^{\frac{-d(u,v)}{\alpha L}} \tag{7}$$

여기서 α와 β는 그래프의 밀도를 결정하는 파라미터로서 0과 1사이의 값을 갖는다. α값이 커질수록 거리가 가까운 노드간의 연결도가 거리가 먼 노드간의 연결도에 비하여 상대적으로 증가되는 효과가 있고, β값이 커질수록 그래프의 전체적인 밀도가 증가하게 된다.

그래프상의 호는 양방향 호이며, 호의 길이는 대칭적이라고 가정하여 호의 방향에 관계없이 양끝 노드 두개가 동일하면 같은 길이를 갖는 것으로 가정하였으며, 링크비용은 호의 길이에 비례하는 것으로 설정하였다.

실험은 멀티캐스트 멤버의 수의 변화에 따라 생성된 그래프에 대하여 SPH-DCSP와 SPH-R를 각각 수행하여 가능해의 도출 여부, 해의 품질(즉, 목적함수값), 계산시간 등을 비교하였다. 노드의 개수가 200개인 그래프를 멀티캐스트 멤버의 수를 10개부터 시작하여 10개씩 증가시키면서 실험하였다. 이 때 각 멀티캐스트 멤버 수에 대하여 100개씩 그래프를 생성하였으며, 각 노드의 최대연결도는 2에서 그 노드의 그래프상의 연결도 - 1 사이의 값을 임의로 갖도록 하였다. 이 경우 α와 β의 값은 각각 0.2로 고정하였다.

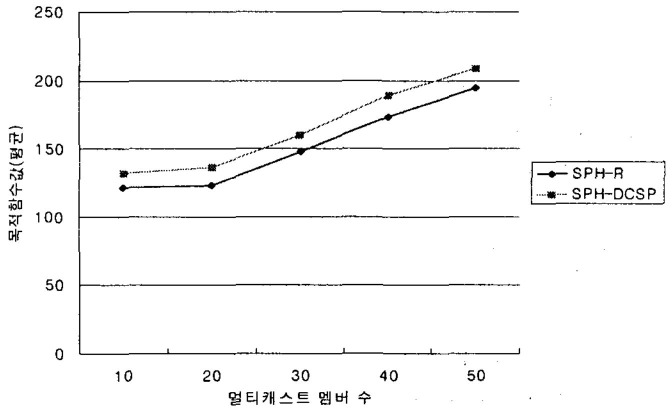
가능해의 도출성 여부에 대한 실험결과는 [그림1]과 같다. [그림1]에서 SPH-R은 멀티캐스트 멤버의 수가 증가함에 따라 가능해를 찾는데 실패하는 문제의 수가 급격히 늘어나지만, SPH-DCSP는 멀티캐스트 멤버 수 증가에 무관하게 거의 모든 문제의 가능해를 찾아내고 있음을 알 수 있다.



[그림1] 멀티캐스트멤버 수의 변화에 따른 가능해 도출성

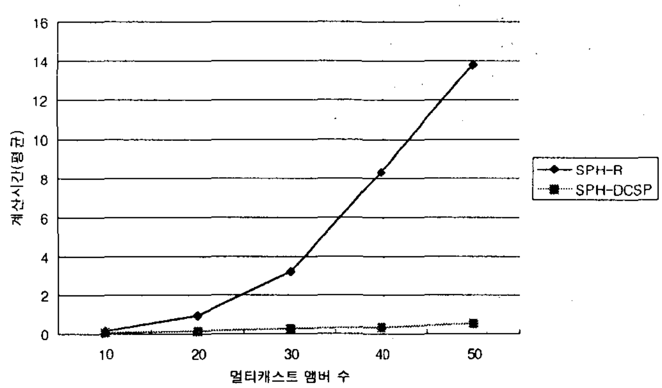
목적함수값의 차이와 변화에 따른 실험결과는 [그림2]와 같다. [그림2]의 결과는 가능해를 찾

은 경우만을 고려하여 평균값으로 나타냈다. 일반적으로 SPH-R에 의해 도출한 해의 목적함수값이 SPH-DCSP 해의 목적함수값에 비하여 평균적으로 8.8%정도 우월하였다. 따라서 SPH-R은 문제의 해를 찾아내는 경우에는 SPH-DCSP의 해에 비하여 더 좋은 해를 도출하지만 문제 자체를 풀지 못하는 경우가 많이 발생하게 되는 단점 때문에 언제나 더 좋은 해를 찾아낸다고 볼 수는 없다.



[그림2] 멀티캐스트 멤버 수의 변화에 따른 목적함수값의 변화

계산시간에 대한 실험결과는 [그림3]과 같다. SPH-R은 SPH-DCSP에 비하여 더 많은 계산시간이 소요되고 멀티캐스트 멤버 수의 증가에 대하여 거의 지수함수적인 증가를 보이고 있다. 이는 대규모 네트워크에서 많은 수의 멀티캐스트 멤버가 동적으로 변할 때 즉각적으로 대응하기 어려울 것이라는 점을 의미한다. SPH-DCSP이 계산시간은 멀티캐스트 멤버 수의 증가에 대하여 거의 선형의 증가를 보이고 있다.



[그림3] 멀티캐스트 멤버 수의 변화에 따른 계산시간의 변화

5. 결론

본 논문은 ATM 망의 멀티캐스트 라우팅 시 교환기의 셀복제능력이 제한되는 문제에 대한 알고리듬과 실험결과를 제시하고 있다.

실시간 멀티미디어 서비스를 제공하기 위해서 교환기의 셀복제능력은 제한을 받게되며, ATM망과 같은 초고속망에서 이를 고려하는 것은 필수적이다.

본 논문에서는 이 문제를 Degree Constrained Steiner Problem(DCSP)로 모형화하고, ATM 멀티캐스팅의 동적인 특성을 반영하여 새로운 노드의 추가가 쉽고, 그 때마다 보다 효율적인 멀티캐스트 트리를 구성할 수 있는 알고리듬 SPH-DCSP를 제안하였으며, 전산실험을 통해 기존에 제시된 알고리듬 SPH-R보다 가능해를 찾는 문제에 대해서는 해의 품질은 약간 떨어지지만 계산시간이나 가능해를 찾는 능력면에서 월등히 우월하다는 결과를 제시하였다.

추후로 송신자에서 수신자까지의 최대지연시간 제한이나 지연시간 변동 제한과 같이 기술적 제약을 추가로 고려한 알고리듬의 연구가 필요하다고 고찰된다.

참 고 문 헌

[1] Bauer, F. and Varma, A., "Degree Constrained Multicasting in Point-to-Point networks," INFOCOM95, pp. 369-376, 1995

[2] Garey, M.R. and Johnson, D.C., *Computers and Intractability* : a Guide to the Theory of NP-Completeness, Murray Hill, 1979

[3] Hwang, F.K., Richards, D.S. and Winter, P., *The Steiner tree problem*, North Horland, 1992

[4] ITU-T Recommendation Q.2971, B-ISDN Application Protocols for Access Signaling, 1995

[5] Takahashi, H. and Matsuyama, A., "An Approximate Solution for the Steiner Problem in Graphs", Math. Japonica, Vol. 40, pp. 271-278, 1992

[6] Waxman, B.M., "Routing of Multipoint Connections," IEEE JSAC Vol. 6, No. 9, pp. 1617-1622, 1988

[7] Waxman, B.M., "Performance Evaluation of Multipoint Routing Algorithm," INFOCOM93, pp. 980-986, 1993