

DiffServ망에서 계층적 라우팅 프로토콜

정희원 인치형*, 최인호**, 홍충선***, 이대영***

Hierarchical Routing Protocol over DiffServ Networks

Chi-Hyung In*, In-Ho Choi**, Choong-Seon Hong***, Dai-Young Lee*** *Regular members*

요 약

현재의 라우팅 프로토콜은 망의 처리량을 최대화하고 동시에 사용자의 요구 시 QoS를 보장해주는 기법이 요구되고 있다. 기존의 최단경로 라우팅 프로토콜은 단일경로 라우팅으로 인해 병목현상의 단점을 지니고 있다. 즉, 원천과 목적지간 최단경로는 낮은 활용도를 나타내는 경로가 많이 존재하지만 단일경로이므로 폭주(congestion)의 발생확율이 높다. 아울러, 사용자의 QoS요구 시 IETF의 표준인 DiffServ상의 요구되는 트래픽의 종류에 따라 처리되는 라우팅 기법이 요구된다. 본 논문에서는 유,무선망의 통합에 따른 다양한 액세스망과 백본망에 적합한 계층적 라우팅 알고리즘인 Hierarchical Traffic-Scheduling Routing Protocol (HTSRP)을 제안하고자 하며, 사용자의 QoS 요청 시 제공되는 HTSRP_Q을 제안하고자 한다. 이를 이용하여 다양한 액세스 망에서 유입되는 트래픽의 특징에 따라 라우팅을 처리한다. 또한, 기존의 Best-effort 트래픽도 망의 활용도 향상을 위해 Traffic-Balanced Routing Protocol(TBRP)로 처리하게 된다.

ABSTRACT

The maximum utilization of the network capacity and the guaranteed network QoS upon service requests from subscribers are the emerging major requirements of current IP Routing Protocols. The existing Shortest Path Routing Protocol has the bottleneck problem due to the single path routing. The shortest routing path between the source and the destination could be found out of many possible paths having low usage rates. But there is much probability of the network congestion because the shortest routing path has the single path. The current IP Routing Protocols also need to provide the network QoS based of DiffServ traffic model which is standardized as IETF. The topic of this paper is to propose Hierarchical Traffic-Scheduling Routing Protocol(HTSRP) and HTSRP_Q. HTSRP is the hierarchical routing algorithm for backbone and access network in case of fixed-wireless convergence network. HTSRP_Q is used to meet the QoS requirement. HTSRP and HTSRP_Q provides routing dependant on the characteristic of traffic coming from various access networks. And the Best-Effort Traffic also can be routed by the Traffic-Balanced Routing Protocol(TBRP) to make efficient use of the network.

1. 서론

인터넷뿐만 아니라 유,무선 통합망에서 라우팅 프로토콜은 필수적이다. 라우팅 프로토콜은 원천(Source)과 목적지간의 효율적인 경로를 설정해 주고, 이 경로로 패킷을 라우팅한다. 이때 선택된 경로는 사용자의 요구에 따른 다양한 트래픽을 처리

할 수 있는 경로이어야 한다.

현재까지 라우팅에 대한 연구는 최단경로 라우팅 프로토콜에 집중되었다. 그런데, 이러한 최단경로 라우팅 프로토콜은 라우팅 테이블이 갱신될 때까지 목적지로 동일한 최단 경로를 경유해서 모든 메시지를 라우팅하기 때문에 성능의 저하를 초래하였다. 라우팅 테이블은 트래픽의 급격한 변동이 있을 때

* KT이이컴, ** 김포대학, *** 경희대학교 전자정보학부
 논문번호: 020333-0730, 접수일자: 2002년 7월 30일

매우 천천히 갱신된다. 라우팅 테이블의 갱신 빈도가 많아지면 라우팅 상태메시지가 증가하므로써 망의 안정도를 저해하게된다.^{[11][2]}

최단경로는 목적지까지 다른 경로의 트래픽양이 높은 부하를 나타낼 수도 있어서 사용자가 QoS (Quality of Service)를 요구할 시 이를 충족시키기가 힘들다.

이런 부하는 메시지의 유실을 야기시킬 수도 있다.

망의 최대 처리량은 라우팅 프로토콜 설계에서 중요한 목표이다. 망 흐름 이론인 max-flow min-cut 이론의 결과 최소 비용의 한 경로를 사용하는 대신 망에서 원천과 목적지간의 활용 가능한 모든 경로에 대해 트래픽 부하가 분산됨을 보여준다.^[3] 이는 두 노드의 최소 cut 분리의 용량에 대한 효과적인 대역폭을 증가 시킨다. 이렇게 망의 최대 처리량을 높이므로써 다양한 트래픽을 차별화하여 처리할 수 있다.

지금까지 각 노드 쌍간의 효율적인 대역폭을 증가시키고 성능을 향상 시키고자 여러가지 알고리즘이 제안되었다.^{[4][5][6][9]} 이러한 라우팅 프로토콜은 목적지까지 다중 경로를 통해 패킷 메시지를 라우팅하므로써 성능을 향상 시킨다.

이는 망의 일부노드에 트래픽이 집중될 때 안정된 라우팅 테이블을 유지하여 트래픽을 분산할 수 있는 대체경로를 제공한다.

원천 라우팅 기반의 기술로는 소스 라우팅의 Dynamic Multi-path Routing^[4], 거러-백터 라우팅의 Multiple Disjoint Paths^[6], 링크 상태 라우팅의 Shortest Path First with Emergency Exits^[8]등이 있다. 이러한 기술의 단점은 상당한 프로세스의 오버헤드와 저장공간이 요구되고, 라우팅 알고리즘이 복잡하다. 망의 부하가 집중될 수 있으며 차별화된 QoS를 처리하기도 힘들다.

이미 제안된 트래픽 분산 라우팅 프로토콜 (Traffic-balanced Routing Protocol:TBRP)은 최단경로 라우팅 프로토콜의 병목현상을 감소시켰다^[10]. 그리고 단일 계층의 망구조에서 망의 처리량을 증가시켰다. 그러나 연결의 수가 많아질수록 처리량이 현저히 감소하였고 패킷손실도 불안정하였다. 따라서 특정 사용자가 보장된 QoS를 요청할 시에는 보장할 수 있는 방법이 필요하다.

아울러, 현재 계속적으로 요구되는 유무선 통합 서비스에서 유선과 무선의 패킷서비스를 동시에 처리해야되고 이는 망에서 QoS요청 패킷과 비 QoS

요청 패킷을 능동적으로 처리할 수 있어야 한다.

유,무선 패킷서비스에서 QoS 제어는 단순히 Hot Spot 지역에 주파수자원을 집중적으로 할당하는 것으로는 해결되지 않는다. 이는 사용자로부터 요구된 서비스를 필요한 QoS수준에 맞추어 망자원을 가장 효율적으로 사용되어야 할 수 있도록 트래픽의 종류에 따라 처리하는 기법이 중요하다.^{[11]-[13]}

본고에서는 TBRP의 단점을 보완하고 사용자의 요청에 따라 계위별로 QoS를 처리할 수 있는 방법을 제안하고자 한다. 이는 기본적으로 DiffServ (Differentiated Service)를 기반으로하고 있으며, 본고의 프로토콜은 edge 라우터에서 각각의 트래픽의 종류에 따라 해당 프로토콜이 처리되는 스케줄러 역할을 수행하게 된다.

II. Diffserv를 이용한 QoS 제공

Diffserv는 IP를 통한 패킷 전송에 있어 Best-Effort 보다 더 안정된 서비스 제공을 가능케 하는 새로운 IETF의 표준모델이다. 기본적인 개념은 사용자 세션내 각 패킷들의 IP 헤더에 망 끝단에서 DSCP(Diffserv Code Point)라는 특별한 코드와 함께 패킷의 상대적인 우선순위를 나타내는 마킹을 하는 것이다.^[14]

Diffserv가 가능한 라우터는 DSCP 값에 따라 패킷을 스케줄링 하게 된다. Diffserv의 장점은 네트워크 끝단에 있는 라우터가 개개의 패킷 흐름에 대한 정보를 보유할 필요가 없이 IP 헤더의 일부분만을 검사하면 된다는 것이다. 패킷노드는 분류와 매핑작업을 통해 각각의 인터페이스로 트래픽을 전송한다. 운영자의 의지에 따라 IP 백본망에서 QoS 컨트롤은 MPLS(Multi Protocol Label Switching)에 의해 행해지기도 한다.

2.1. Diffserv 알고리즘

MGW(Media GateWay), GGSN(General GPRS Support Node), SGSN(Serving GPRS Support Node)과 Edge 라우터들은 IETF 표준에 따른 Diffserv 기능을 제공해야 한다. Diffserv 기능들은 군집화된 흐름에 대해 작동되며, 요구된 QoS를 만족시키기 위해 셰이핑(Shaping)과 폐기(Dropping)를 시행한다.

다운로드에서 셰이핑은 중요한 기능이며, 셰이핑 사용 시 요구된 트래픽 프로파일을 만족시키기 위해 패킷의 지연을 가져올 수도 있다. GGSN은 각 하향 링크 흐름(예, GTP:GPRS Tunneling Protocol)을 셰

이핑하여, 한 사용자가 지속적으로 버스트한 패킷을 발생시켜 망에 과부하를 주는 것을 방지한다. 이는 한정된 무선 자원들의 공정한 분배를 가능케 하며 서비스 거부 공격으로부터 시스템을 보호해준다

패기는 트래픽 폭주 상황을 제어하기 위해 트래픽 스트림중 일부 패킷을 버리는 역할을 하며, 이 과정을 스트리밍에 대한 Policing이라고 한다. 폭주 상황에서 빠른 알고리즘의 적용은 사용자 관점에서 서비스 저하를 최소화 할 수 있다. 기본적으로 셰이핑의 처리능력을 벗어나게 되면 패킷이 폐기된다.

2.2. WCDMA QoS 클래스와 PHB 매핑

다양한 서비스 클래스와 Diffserv PHB(Per Hop Behavior)와 적절하게 매핑시키는 방법은 다음과 같다.^[15] 매핑은 각 노드와 UE(User Equipment)에서 사용자, 운용자, 또는 IP 서비스 제공자에 의해 행해진다.

WCDMA의 4가지 QoS 클래스는 다음과 같은 Diffserv의 PHB로 구분되어진다.

표 1. QoS 클래스 종류 및 매핑 정의

Conversational 클래스	Diffserv EF(Expedited Forwarding) PHB → [HTSRP_Q] - 손실, 지연 지터와 대역폭 보장
Streaming 클래스	Diffserv AF(Assured Forwarding) PHB → [HTSRP_Q] - 최소 전송 속도 보장
High Priority Interactive 클래스	Diffserv AF PHB → [HTSRP]
Low Priority Interactive 클래스	Diffserv BE(Best Effort) PHB → [TBRP]
Background 클래스	Diffserv BE PHB → [TBRP]

응용계층별 서비스 클래스에서 음성 트래픽은 VoIP와 IP 상에서 실시간 비디오 서비스를 위해서는 WCDMA Conversational 클래스가 적합하고, Streaming 동영상 또는 오디오 서비스는 Streaming 클래스에 해당되며, 영상 전송(비실시간) 또는 게시판 서비스와 같은 여타의 비실시간 서비스는 Interactive & Background 클래스에 해당된다.

III. 계층적 트래픽 분산 라우팅

3.1. 트래픽 분산 라우팅

트래픽 분산 라우팅 프로토콜(Traffic-Balanced Routing Protocol:TBRP)에 대해 목적지까지 패킷

메시지를 라우팅하는 방법을 설명하고자 한다. 각 노드는 패킷 메시지를 생성하고 근접 노드로부터 패킷 메시지를 수신한다. 노드는 각 패킷 메시지가 가능하면 적게 전송되게 링크의 수를 통해 패킷 메시지를 근접노드로 보낸다. 반면, 동시에 망의 처리량을 증가시키고 폭주를 피하기 위해 패킷 메시지를 분산시킨다. TBRP는 거리-벡터 라우팅 알고리즘에 기반으로 한다.^[10]

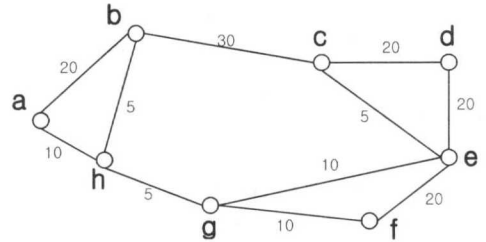


그림 1. 망 토폴로지

그림 1에서 원천노드 a 가 목적지 노드 f 로 패킷 메시지를 보내는 것을 가정하면, 로드 균형을 위해서, 노드 a 는 패킷 메시지를 균등하게 노드 f 가지의 가능한 모든 경로상에 분산시켜야 한다. 노드 a 는 노드 a 가 노드 f 로 패킷 메시지를 보낼 때 마다 망안에서 모든 노드 사이에 중간 노드(노드 c)을 무작위 선택에 의해서 이루어진다. 노드 a 와 노드 c 간의 최단 경로를 통해 중간 노드 c로 라우팅된다. 그런 다음, 노드 c 와 노드 f 간의 최단 경로를 경유해서 목적지 f로 라우팅된다.

그러나, 단점도 존재한다. 패킷 메시지는 원천에서 목적지까지 최단경로보다 더 큰 긴 경로를 통해 목적지로 라우팅 될 수 있다.

분명히, 라우팅 경로가 지나치게 길면 망의 자원을 낭비하게 된다.

이러한 문제점을 해결하기위해서 중간 노드의 후보에서 원천으로부터 지나치게 먼 노드를 배제하기 위해서 파라미터 k 를 제시한다.^[16] 파라미터 k의 값은 원천노드의 거리가 된다. 후보군은 원천이 k로부터의 거리를 가진 모든 노드로 제한된다.

적절한 k 값의 선택은 본 알고리즘의 성능에 있어 매우 중요하다. 너무 작은 값을 선택하면 중간노드 후보에서 원천으로부터 먼 노드들은 제외될 수 있다. 그러나 이는 병목현상(bottleneck)의 가능성을 증가시킬 수 있다. 반면, 너무 큰 값을 선택하면 긴 경로에 의해 패킷이 라우팅되므로써 망의 자원이 낭비될 수 있다. 그러나 각 노드쌍을 분리하는 최소 cut의

용량에 이르기 까지 대역폭의 효율성이 증가될 수 있다. 이러한 극단적인 경우에서 타협으로의 도달을 위해 파라미터 k 는 원천으로부터 접근될 수 있는 각 노드에 대한 거리의 평균을 선택한다(TBRP):

$$k = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n dist(s, d_i) \tag{1}$$

여기서 d_i 는 망에서 하나의 노드이고 s 는 원천 노드이다.

결과적으로 TBRP는 Low Priority Interactive 클래스와 Background 클래스를 처리하게 된다. TBRP의 특징은 각 연결에 대한 보장된 성능은 제공하지는 못하지만 전체 망의 효율을 증가 시키므로서 망의 효율성을 가져올 수 있다.

3.2. 2계위 네트워크 모델

망의 노드들은 m 영역으로 클러스트된다. 각 영역은 n 개의 노드들을 가진다. 모든 노드들이 같은 영역에 있는 것을 로컬 노드라 한다. 다른 영역의 노드들과 링크를 가지고 있는 노드를 게이트웨이라 한다. 두 영역 노드간 한 개 이상의 링크가 존재할 때 두 영역을 이웃(neighbor)이라 한다. 망에서 각 영역은 다음과 같은 개념으로 연결된다. 영역 i 에서 두개의 노드 p, q 에 대해, 영역내 노드 p 는 $p.0, q$ 는 $p.r$ 와 같이 $p.0, \dots, p.r$ 의 순서를 지니고 있고 모든 $k, 0 \leq k \leq r$ 에서 $p.k$ 와 $p.(k+1)$ 는 망에서 이웃이다. 망에서 각 노드는 두개의 id i, j 에 의해 식별된다. id i 는 노드가 속하는 영역을 가리킨다. id j 는 영역 i 의 노드를 가리킨다.

제안된 프로토콜에서 모든 노드는 라우팅 테이블을 지니고 있다. 각 게이트웨이의 라우팅 테이블은 두개의 prs 와 rgn 의 테이블로 구성된다.

1) prs 는 n 엔트리를 가지는 로컬 라우팅 테이블이고 여기서 n 은 로컬 영역내 노드의 수이다. 각 엔트리 j 는 로컬 노드 j 로의 경로 비용과 그 경로의 선호 이웃을 나타낸다.

2) rgn 은 글로벌 라우팅 테이블로서 각 엔트리는 목적 영역까지의 경로 비용과 그 경로에서의 선호 노드를 포함한다.

각 로컬 노드는 로컬 라우팅 테이블(prs)만을 지니고 있다.

3.3. 계층적 라우팅 프로토콜

계층 라우팅 프로토콜은 제안된 라우팅 프로토콜을 기반으로 하고 있다. [10],[14~17]

망에서 패킷 메시지를 송신할 때, 메시지내에 목적노드에 대한 2개 id (dr, dp)가 포함된다. 패킷 메시지(dr, dp)가 하나의 노드에 도착되면 노드는 라우팅 테이블과 메시지의 목적지가 id 화된 인덱스(dr, dp)을 이용해서 메시지를 전달해야 되는 선호된 이웃을 결정한다.

계층 라우팅에서, 적어도 각 영역에서 하나의 노드는 그 영역의 게이트웨이이어야 한다.

노드 $p[i, j]$ 가 패킷 (dr, dp) 메시지를 라우팅하는 경로는 $p[i, j]$ 가 자신의 영역 i 에 대해 게이트웨이 인지 여부가 중요하다. 노드 $p[i, j]$ 에 의해 패킷 (dr, dp)메시지가 수신될 때, 메시지내의 목적지 인덱스 (dr, dp)가 수신 노드의 인덱스 (i, j)와 비교된다. 만약 $p[i, j]$ 가 영역 i 의 게이트웨이가 아니고 dr i 이면 $p[i, j]$ 는 prs 를 이용해서 영역 i 의 게이트웨이로 메시지를 전달한다. 만약 $p[i, j]$ 가 영역 i 의 게이트웨이가 아니고 $dr = i$ 이면, 노드 $p[i, j]$ 는 prs 를 이용해서 메시지를 최종 목적지로 전달한다. 만약 $p[i, j]$ 가 영역 i 의 게이트웨이이고 $dr \neq i$ 이면 $p[i, j]$ 는 rgn 을 이용해서 영역 dr 의 게이트웨이로 메시지를 전달한다. 만약 $p[i, j]$ 가 영역 i 의 게이트웨이이고 $dr \neq i$ 이면 노드 $p[i, j]$ 는 prs 를 이용해서 최종 목적지로 메시지를 전달한다.

HTSRP(Hierarchical Traffic-Scheduling Routing Protocol) 가 목적지로 패킷 메시지를 라우팅하는 기법은 다음과 같다. 각 노드는 패킷 메시지를 생성하고 자신의 이웃으로부터 패킷 메시지를 수신한다. 노드는 전송 경로를 최소화하기 위해서 근접노드에게 패킷 메시지를 전달한다. 이는 패킷 메시지를 망의 폭주를 피하고 처리량을 증가 시키기 위해서 분산한다. 본 고에서는 TBRP와 계층 라우팅 프로토콜인 거리-벡터 라우팅 알고리즘을 기반으로 한다.

가. 단순 계층적 트래픽 분산 라우팅 프로토콜

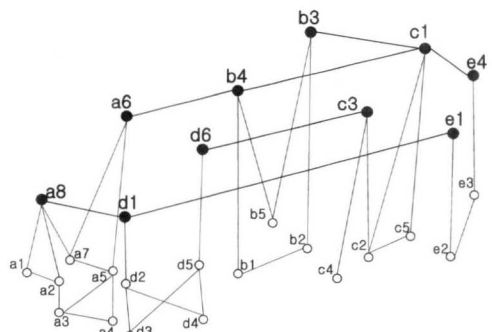


그림 2. 2계위 망 구조

본 절에서는 HTSRP의 simple 버전을 제안한다.

원천노드 s에서 목적노드 d로 전송되는 각각의 패킷 메시지에 대해서 제안된 라우팅 프로토콜은 무작위로 3개의 중간 노드를 선택한다. 첫번째 중간 노드 e1은 원천 영역안에서 로컬 노드들로부터 선택되고, 2번째 중간노드 e2는 전체망에서 게이트웨이로 부터 선택되고, 3번째 중간 노드 e3는 목적지 영역에서 로컬 노드로부터 선택된다.

제안된 프로토콜은 패킷 메시지를 s에서 e1으로 최단경로로 라우팅하고 원천영역의 e1에서 게이트웨이로 최단경로로 라우팅한다. 그런다음, 원천영역의 게이트웨이로부터 e2로 최단경로를 통해 라우팅되고 목적지e2에서 목적지역역 게이트웨이의 최단경로로 라우팅된다. 마지막으로, 패킷 메시지는 목적지역역의 게이트웨이에서 e3로 최단경로를 통해 라우팅되고 e3에서 d로 최단경로로 라우팅된다.

그림2에서, 노드 a3에서 패킷 메시지를 노드 c3로 전송할 경우, 제안된 라우팅 프로토콜은 무작위로 3개의 중간 노드를 선택한다. 첫번째 중간노드(a5)는 원천영역 A내에서 로컬 노드로부터 선택되고, 2번째 중간노드(b4)는 전체망에서 게이트웨이로 부터 선택되고, 3번째 노드(c5)는 목적지역역의 로컬노드에서 선택된다. 본고에서 제안한 프로토콜은 패킷 메시지를 a3에서 a5로 최단 경로로 라우팅하고 원천 영역 A에서 a5에서 게이트웨이로 최단경로(a5-a6)로 라우팅한다. 그런다음, (a6-b4)로 라우팅되고 목적 영역C에서 b4로부터 게이트웨이 c1으로 최단경로(b4-c1)을 경유해서 전달된다. 마지막으로, c1에서 c5로 최단경로(c1-c5)을 통해 라우팅되고 c5에서 c3로 최단경로(c5-c4-c3)을 통해 전달된다.

나. 파라미터에 의한 HTSRP

이미 언급된 프로토콜은 단점을 지니고있다. 이는 패킷 메시지가 매우 긴 경로를 경유해서 라우팅될 수 있기 때문이다.

한 예로, 그림2에서 노드 a1이 영역 A에서 게이트웨이 a2로 패킷 메시지를 전송하고자 하고 중간 노드로서 노드 a6를 무작위로 선택한 경우를 가정 하면, 본고에서 제안된 알고리즘은 패킷 메시지를 최단경로 (a1-a8-a7-a6)를 통해서 노드 a6로 전달하고, 최단경로 (a6-a5-a3-a2)을 통해 노드 a2로 전송된다. 비록 노드 a1과 a2간에 길이 1의 경로가 존재해도 알고리즘은 길이 6의 경로를 사용한다.

그러므로, 라우팅 경로의 연장은 망의 자원과 처리량의 낭비를 초래한다.

이러한 문제점을 해결하기 위해서, 3개의 파라미터 k1, k2 , k3을 정의해서 중간노드의 선택 시 지나치게 긴경로를 가지는 중간 노드를 배제할 수 있다. 첫번째 중간노드에 대한 후보군은 원천 노드까지의 거리가 적어도 k1으로 제한된다. 2번째 중간노드에 대한 후보군은 원천영역의 게이트웨이까지의 거리가 적어도 k2인 게이트웨이로 제한된다. 3번째 중간노드에 대한 후보군은 목적지 영역의 게이트웨이까지의 거리가 k3 노드로 제한된다.

k1,k2,k3의 선택은 지연, 전송경로길이, 트래픽 분산, 망의 처리량에 영향을 미친다. 만약 k1,k2,k3이 0이면 본고의 라우팅프로토콜은 거리-벡터 라우팅 프로토콜이고 따라서 패킷 메시지는 목적지까지 최단경로를 경유해서 라우팅되므로 전송경로 길이는 최소화된다.

만약 k1,k2,k3이 0이 아니면 많은 라우팅 경로를 활용할 수 있어 폭주를 완화하고 2개의 노드간에 효율적인 대역폭을 제공한다. 반면에 라우팅 경로의 길이는 증가한다.

k1,k2,k3의 파라미터는 알고리즘 성능에 대해 매우 중요하다. 작은 값을 선택하면 병목현상을 증가시키고 큰 값을 선택하면 지나친 긴 경로를 통해 라우팅을 하므로써 망의 자원에 대한 낭비를 초래한다.

이를 방지하기위해 TBRP는 원천 s에 대한 k 값은 각 링크가 1의 비용을 가지기 때문에 일정하다. 그러나 이 값은 결점을 지니고 있다. 망에서 각 노드의 쌍간에 분리되는 쌍의 최소 cut의 용량보다 작 으므로써 효율적인 대역폭이 제한된다. k의 정적인 값은 긴 경로를 갖는 노드쌍에 대해 지나치게 제한 되고 최단 경로를 갖는 노드쌍에 대해 너무 제한 이 없다는 문제점을 가질 수 있다.

파라미터 k 의 정적 값의 이러한 문제를 해결하기 위해서 원천과 목적지간의 거리를 동적인 파라미터 k 의 값을 선택한다. (HTSRP):

여기서 d_i 는 망에서 하나의 노드이고, s 는 원천 노드 그리고 d 는 목적 노드이다.

$$k = dist(s,d) * \frac{MAX(dist(s,d))-1}{Max(dist(s,d))} \quad (2)$$

파라미터 k 의 값은 원천노드 s 에서 목적노드 d 까지 최단 경로길이에 따라 동적으로 변환다. dist(s, d) 의 요소(factor)가 1보다 작기 때문에 이러한 방법으로 선택된 경로의 길이는 최단경로(course dist

(s, d)의 길이에 3배보다 작게된다.

결과적으로 HTSRP는 High Priority Interactive 클래스를 처리한다. 이는 그림2의 2계위 망구조에서 1계위는 각 액세스망의 파라미터를 받아 2계위에서 HTSRP를 처리하게 된다. 만약 1계위가 동일한 망일 경우는 1계위와 2계위에서 동시에 HTSRP가 적용된다. 아울러 선택적으로 무선 패킷노드간의 IP망이 존재할 때도 이때 HTSRP를 적용할 수 있다.

IV. QoS보장 HTSRP

4.1. 2계위에서 대역폭 보장 QoS 라우팅

HTSRP는 원천노드에서 목적노드까지 트래픽을 분산하므로써 망의 자원을 효율적으로 이용할 수 있다. 그러나 일부 트래픽에 대해서는 우선적으로 사용자가 요구하는 QoS를 보장해주는 방법이 필요하다. 특히, 액세스망에서는 자체적인 QoS에 의해 처리되지만 향후 유무선통합의 백본망에서는 각 액세스망까지의 트래픽 분산 및 QoS방법이 적용되어야 한다. 이를 위해 HTSRP의 2계위에서 액세스망까지 QoS보장을 위한 알고리즘 HTSRP_Q(Hierarchical Traffic-Scheduling Routing Protocol for QoS)을 제안한다. HTSRP_Q에서 2계위와 연결되는 게이트웨이로 사용자가 요구하는 QoS파라미터가 포함되어 있으면 다음과 같은 QoS알고리즘을 수행하고 수신된 QoS파라미터를 목적노드와 근접한 게이트웨이로 송신한다.

4.2. QoS최적화 모델

요청된 QoS에 대해 만족하는 최적의 경로 및 링크를 선택하는데 있어서 다음 식과 같은 모델을 사용할 수 있다.^[17]

$$\min\{ Y = \sum_{i=1}^m b_i \sum_{j=1}^{n_i} c_{ij} \} \tag{3}$$

여기서 m은 원천노드에서 목적노드까지의 존재하는 경로의 수이고, b_i 는 경로 i의 대역폭이다. c_{ij} 는 경로내의 링크 j의 패킷전송 비용이고, n_i 는 경로i내의 링크의 갯수이다. 비용함수Y는 다음과 같은 조건을 만족해야 한다.

$$\sum_{i=1}^m b_i = B. \tag{4}$$

$$\sum_{i \in S_k} b_i < B_k, S_k = \{i \text{ 링크}k\text{를포함하는경로}\} \tag{5}$$

여기서 B_c 는 하나의 흐름에서 요구되는 대역폭이고, B_k 는 네트워크상 링크k의 대역폭이다.

전체적인 네트워크에서 최적의 결과를 얻기 위해서는 최악의 경우 2^m-1 경우의 수에 대해 알고리즘을 수행해야 한다. m은 가능한 최대 경로의 수이고 서비스 네트워크 사업자는 네트워크를 분할 관리하여 단일 노드의 장애에 대해 다수의 우회경로를 제공한다. 처리시간을 줄이기 위해서 전체적인 최적문제를 분할해서 여러 개의 최적 알고리즘으로 나누어 처리할 필요가 있다.^[18] 분할 최적 비용은 다음과 같다.

$$Y_n = \sum_{n=1}^{M_n} \min\{Y_n\} \tag{6}$$

여기서 M_n 는 최대 hop의 갯수이고, Y_n 은 다음 식과 같이 정의되는 n-hop의 비용이다.(HTSRP_Q)

$$Y_n = \sum_{i=1}^{m_n} b_i \sum_{j=1}^{n_i} c_{ij} \tag{7}$$

여기서 m_n 은 n-hop경로의 갯수이고, n-hop경로를 찾기 위해 n번 반복한다. 분할 최적 알고리즘은 대역폭 B_c 보다 할당된 경로의 대역폭의 축적값이 크거나 같으면 수행을 정지하고 할당한다.

4.3. 네트워크 처리량과 블럭킹율

네트워크 처리량은 다음 식과 같이 정의할 수 있다.

$$TH = \frac{\sum_{n=1}^N t_n}{N} = \sum_{n=1}^N \lambda_n \tag{8}$$

여기서 N은 네트워크 노드의 수이고 HTSRP의 각 영역 게이트웨이에 해당된다. t_n 은 게이트웨이에서의 평균 부하이다. λ_n 은 게이트웨이에서 QoS 패킷의 평균 도착율이다.

블럭킹에 대한 정의는 사용자가 요청한 QoS의 대역폭을 만족하는 경로를 찾지 못할 경우로 다음과 같이 QRBR(QoS-request-blocking rate)로 정의된다.

$$QRBR = \text{QoS요청 거절 갯수/전체 QoS요청 수} \tag{9}$$

결과적으로 HTSRP_Q는 Conversational 클래스, Streaming 클래스를 처리한다. 이는 1계위망에 해당

되는 각 액세스 단에서 요청하는 QoS파라미터에 따라 QoS를 최적화 하여 QoS를 보장한다.

V. 시험 결과

본 논문은 Maryland 대학에서 개발된 망 시뮬레이터인 Maryland Routing Simulator (MaRS)을 사용하였다.^[4] 망 구성은 물리적인 망, 라우팅 알고리즘, 그리고 workload로 구성된다.

본 논문 시험모델에서 모든 링크는 1.5 Mbits/sec의 대역폭을 가진다. 장애가 있는 링크나 노드는 없다고 가정한다. 각 노드는 50,000 byte의 버퍼 공간을 가진다. 각 노드에서 패킷 메시지 처리시간은 1 μ sec이다. 망에서 경로의 비용을 산출하기 위해서 홉 카운트를 이용한다. 하나의 링크 비용으로서 홉 카운트를 이용할 때, 각 링크의 비용은 1이다. 각 링크의 전달지연(propagation delay)은 1 msec이다.

Workload는 FTP (file transfer protocol) 와 텔넷 (telnet) 연결로 구성된다. 연결은 원천과 목적지 노드에서 종단사용자(end-user) 응용간의 통신 세션이다. 모든 FTP와 텔넷 연결은 다음과 같은 파라미터를 가진다. 패킷 메시지 길이는 512byte와 같고 메시지 발생간의 시간은 1 또는 10 msec이고, 윈도우 크기는 500 메시지이다. 노드에 접속된 FTP와 텔넷 연결에 의해 망으로 트래픽이 유입된다. 망 트래픽은 원천에서 목적지까지의 전송되는 패킷 메시지와 목적지에서 원천으로 응답되는 메시지로 구성된다. 각각의 원천 및 목적지 노드는 수신된 패킷에 대한 응답메시지를 전송한다. 또한 망의 상태를 주기적으로 갱신하기 위한 라우팅 메시지도 존재한다. 연결은 시험이 시작될 때 연결된다.

본 HTSRP시험에서는 처리량, hotspot에서의 처리량, 메시지 손실등의 성능 측정을 고려한다. 각 시험의 측정 간격은 100,000 msec이다.

본 HTSRP_Q시험에서는 2계위에서 영역별 게이트웨이에 대해 시험하였으며 QoS요청 패킷은 균등하게 1에서 10Mbps사이에 분포하였다. 아울러 연결된 호에 대한 지속시간은 5분으로 하였다.

- 처리량(Throughput): 측정간격 길이로 나누어지는 측정간격동안 응답되는 전체 패킷 바이트의 수
- 메시지 손실(Message loss): 측정간격동안 손실되는 전체 메시지의 수
- 네트워크 처리량(Network Throughput): QoS파라미터가 포함된 트래픽에대한 게이트웨이에서의 평균 도착율

- 블럭킹율(Blocking Rate) : 전체 QoS파라미터가 포함된 요청수에 대한 거부된 요청수

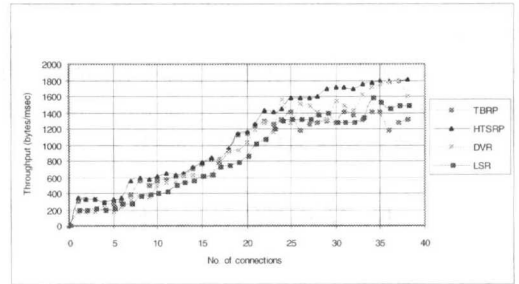


그림 3. 연결 수 대 처리량

그림 3는 연결 수 대 처리량을 나타내고 있다. 일반적으로 모든 라우팅 프로토콜에서 처리량은 연결된 수가 증가할수록 증가된다. 처리량 측면에서, TBRP, HTSRP 프로토콜은 연결의 수가 적을 때 DVR(Distance Vector Routing), LSR(Link State Routing)보다 우월하다. HTSRP의 처리량은 일반적으로 연결의 수가 19에서 37사이에서 다른 프로토콜 보다 우월하다. 처리량의 증가는 포화점(saturation point)주위를 제외하고 거의 선형이다. 시스템은 HTSRP프로토콜에서 연결의 수가 2, 8, 그리고 35주위에 있을 때 포화가 되며, DVR과 LSR에서 연결의 수가 2, 11, 그리고 26 주위에 있을 때 포화가 된다.

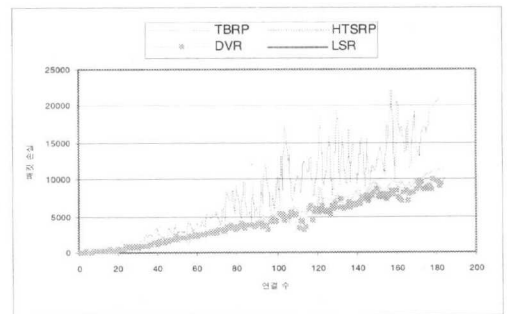


그림 4. 연결 수 대 패킷 손실

그림 4는 연결 수 대 패킷 손실을 나타내고 있다. 일반적으로 HTSRP프로토콜에서 메시지 손실은 연결의 수가 낮거나 높을 때 다른 DVR(Distance Vector Routing)과 LSR라우팅 프로토콜과 유사한 결과를 보여주고 있다. TBRP은 연결의 수와 패킷 손실은 비선형적이지만 HTSRP은 비교적 선형적이다.

그림 5은 hop spot에서 연결 수 대 처리량을 나타내고 있다. 이 시나리오에서 hotspot의 특정노드는 망에서 다른 노드보다 많은 연결을 가지고 있다. TBRP, HTSRP프로토콜은 hotspot 연결의 수가 9일 때까지 DVR, LSR보다 좋은 처리량을 나타낸다. HTSRP는 연결의 수가 5이상일 때 가장 높은 처리량을 나타내고 있다.

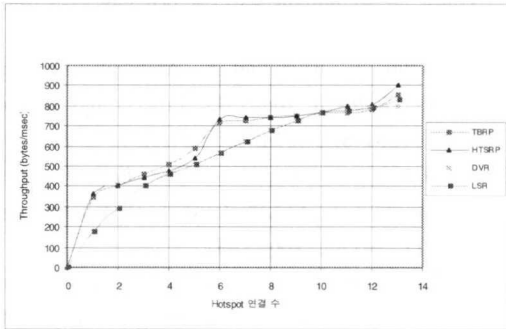


그림 5. hotspot연결 수 대 처리량

그림 6은 2계위에서 각 영역의 게이트웨이에서 QoS가 요구되는 트래픽에 대한 각 프로토콜의 평균 처리량을 나타내고 있다. HTSRP_Q는 트래픽 부하가 증가할수록 평균 처리량이 상대적으로 우수하였으며, TBRP는 트래픽 부하가 작은 경우는 우수하였으나 트래픽이 증가할수록 평균 처리량이 감소하였다. HTSRP, DVR, LSR은 전체적으로 양호하였다.

단. 참고로 일반 트래픽과 QoS트래픽이 혼재할 경우는 트래픽이 증가할수록 일반트래픽에 대한 블럭킹율은 높아졌다.

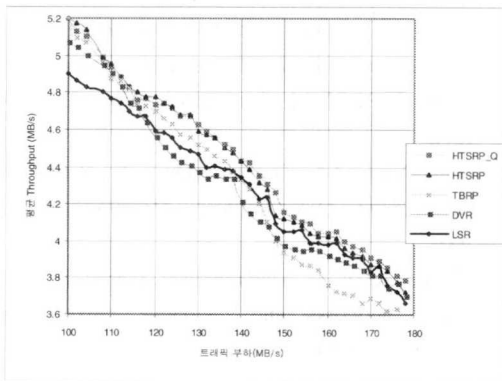


그림 6. 트래픽 부하 대 평균처리량

그림 7은 2계위에서 각 영역의 게이트웨이에서

QoS가 요구되는 트래픽에 대한 각 프로토콜의 블럭킹율을 나타내고 있다. HTSRP_Q는 트래픽 부하가 증가할수록 블럭킹율이 상대적으로 우수하였으며, TBRP는 트래픽 부하가 작은 경우를 제외하고는 상대적으로 블럭킹율이 높았다. HTSRP, DVR, LSR은 전체적으로 양호하였으나 HTSRP는 트래픽 부하가 높을 경우 블럭킹율이 증가하였다.

단. 참고로 일반 트래픽과 QoS트래픽이 혼재할 경우 트래픽이 증가할수록 일반트래픽에 대한 블럭킹율은 높아졌다.

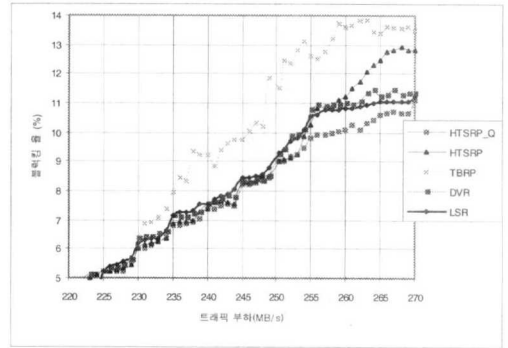


그림 7. 트래픽 부하 대 블럭킹율

시험 결과에 대해 살펴보면, TBRP의 성능은 연결의 수가 증가할수록 저하된다. 또한 연결의 수가 작을 때 처리량과 패킷손실에 관하여 좋은 성능을 나타낸다(1에서 25까지의 범위). 그러나 연결의 수가 많을 때 DVR, LSR보다 나쁜 성능을 보여주고 있다(34에서 182까지). TBRP는 두개의 노드를 분리하는 최소 cut의 용량보다 효율적인 대역폭이 감소하지만, 원천에서 목적지까지의 최단경로보다 긴 경로를 경유해서 패킷 메시지가 라우팅 될 확률이 감소한다. HTSRP는 연결의 수가 1에서 100까지의 범위일 때 처리량과 패킷 손실에 관해서 좋은 성능을 나타낸다. 그러나 패킷 손실면에서는 DVR, LSR보다 월등하지는 못한 결과를 보여주고 있다. 최단 경로 라우팅 프로토콜(DVR, LSR)의 성능은 연결의 수가 증가하므로 좋아진다. 특히, DVR과 LSR은 연결의 수가 182에 근접할 때 처리량과 메시지 손실에 있어서 보다 나은 성능을 나타낸다. 단일 경로 라우팅 알고리즘은 연결의 수가 $n*(n-1)$ 에 근접하므로 (여기서 n은 망 노드의 수)전체 망에서 부하를 분산하는 경향이 있음을 알 수 있다.

QoS가 요구되는 트래픽에 대한 평균 처리량 및 블럭킹율은 HTSRP_Q가 우수하였으며 상대적으로

TBRP는 불안정하였다. 이는 QoS트래픽에 대해서는 우선적으로 QoS트래픽에 맞는 대역폭 보장 방법이 요구됨을 알 수 있다.

VI. 결론

본 논문에서, 패킷 부하의 균등을 위해 망의 목적지까지 활용 가능한 경로에 대해 제한된 무작위 선택을 통해 트래픽을 분산하는 계층적 트래픽 분산 라우팅 프로토콜을 제안하였다.

제안한 프로토콜은 망에서 각 노드간의 부하를 감소시키고 효율적인 대역폭을 제공한다. 이는 메시지에 추가적인 정보가 3개의 라우팅 상태 비트 bps, br, bpd 로 삽입되므로써 가능하였다. 3개의 중간노드는 라우팅하는 동안 서로 다른 시점에 사용된다. 이는 메시지의 한 영역을 같이 사용한다. 즉, 한 노드에 대한 한 공간이 필요하고 3개의 라우팅 상태에 대한 3비트가 필요하다.

아울러 2계위망에서 QoS트래픽을 처리할 수 있는 알고리즘을 제시하므로써 각 영역간의 게이트웨이 간 QoS를 보장할 수 있었다.

본 고에서 점대점 전송을 기반으로 하였다. 앞으로 다양한 응용S/W가 멀티캐스트 기반이 예상되므로 멀티캐스트 라우팅에 대한 연구가 필요하다. 2계위에서는 일반트래픽과 QoS트래픽이 혼재할 때 자동으로 망의 효율적을 고려한 방법 선택이 필요하다. 능동적으로 망의 트래픽을 감시하여 선택적으로 알고리즘을 선택해야 하며 궁극적으로 end-to-end시 험환경에서 DiffServ기반의 실험을 통해 가능할 것이다.

참고 문헌

[1] J. A. Cobb and M. G. Gouda, *Balanced Routing*, IEEE Proceedings of the International Conference on Network Protocols, 1997.
 [2] D. Sidhu, R. Nair and S. Abdallah, *Finding Disjoint Paths in Networks*, Proceedings of the 1991 ACM SIGCOMM Conference, 1991.
 [3] E. W. Dijkstra, *A Note on Two Problems in Connection with Graphs*, Numerische Mathematik, Vol. 1, pp. 269- 271, 1959.
 [4] C. Alaettinoglu, K. Dussa-Zieget, I. Matta, O. Gudmundsson, and A.U. Shankar, *MaRS Maryland Routing Simulator* Version 1.0.

Department of Computer Science, University of Maryland, 1991.

[5] J. Moy, *OSPF Version 2*, Internet Request For Comments 2178, July 1997. Available from <http://www.ietf.cnri.reston.va.us>.
 [6] Segall and M. Sidi, *A Failsafe Distributed Protocol for Minimum Delay Routing*, IEEE Trans. on Commun., COM-29(5), 686-695, May 1981.
 [7] D. Sidhu, R. Nair and S. Abdallah, *Finding Disjoint Paths in Networks*, Proceedings of the 1991 ACM SIGCOMM Conference, 1991.
 [8] L. G. Valiant, *A Scheme for Fast Parallel Communication*, SIAM Journal on Computing, Vol. 11, No. 2, May 1982.
 [9] Z. Wang and J. Crowcroft, *Shortest Path First with Emergency Exits*, Proceedings of the 1990 ACM SIGCOMM Conference, 1990.
 [10] 제한된 난수에 의한 트래픽 분산 라우팅 기법, 한국통신학회 논문지 제 25권 제 11A호
 [11] 3GPP, "General Architecture", 3G TS23.101
 [12] 3GPP, "Network Architecture", 3G TS23.002
 [13] 3GPP, "UTRAN Overall Description", 3G TS25.401
 [14] 3GPP, "End-to-End QoS Concept and Architecture", 3G TS 23.207, v5.1.0, Oct. 2001.
 [15] S. Blake et al., "Definition of the Differentiated Services Field(DS Field) in the Ipv4 and Ipv6 Headers", IETF RFC 2474, Dec. 1998.
 [16] S. Bahk and, M. E. Zarki, *Dynamic Multi-path Routing and How it Compares with Other Dynamic Routing Algorithms for High Speed Wide Area Networks*, Proceedings of the 1992 ACM SIGCOMM Conference, Vol. 22, Oct. 1992.
 [17] Lei Yao, M. Doroslovacki, *A Bandwidth Constrained QoS Routing Algorithm*, IEEE, 2001
 [18] Benes & V.E., *Mathematical theory of connected networks and telephone traffic*, NY, Academic Press, 1998
 [19] Z. Wang, "Internet QoS: Architectures and Mechanisms for Quality of Service", Academic Press, 2001

