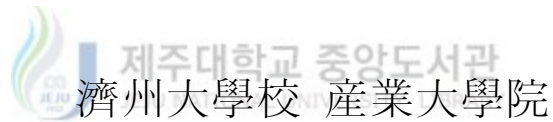


碩士學位論文

xDSL망에서의 가입자간
공정 대역폭 할당



電子電氣工學科

컴퓨터工學 專攻

玄 秉 哲

2003

碩士學位論文

xDSL망에서의 가입자간
공정 대역폭 할당

指導教授 송 왕철



電子電氣工學科

컴퓨터工學 專攻

玄 秉 哲


2003

xDSL망에서의 가입자간 공정 대역폭 할당

指導教授 송 왕 철

이 論文을 工學 碩士學位 論文으로 提出함

2003年 6月

 제주대학교 산업대학원
전자전기공학과 컴퓨터공학 전공

玄 秉 哲

玄秉哲의 工學碩士學位 論文을 認准함

2003年 月 日

審査委員長 郭 鎬 榮 印

委 員 宋 旺 晷 印

委 員 邊 暎 哲 印

Fair Allocation of Bandwidth In xDSL Networks

Byung-Cheol Hyun

Supervised by professor Wang-Cheol Song

A THESIS SUBMITTED IN PARTIAL FULFILLMENT OF
THE REQUIREMENT FOR THE DEGREE OF
MASTER OF ENGINEERING

Department of Electrical & Electronic Engineering
Graduate School of Industry
Cheju National University

2003. 6.

<제 목 차 례>

Summary	1
I. 서 론	1
II. 가입자네트워크와 xDSL	3
1. 가입자네트워크	3
2. xDSL 네트워크의 종류와 특성	5
III. TCP/IP 네트워크와 혼잡제어	9
1. TCP 혼잡제어	9
2. Active Queue Management	15
3. 패킷 스케줄링	16
IV. 공정 대역폭 할당 알고리즘	26
V. 시뮬레이션 및 결과분석	30
1. 시뮬레이션 모델	30
2. 시뮬레이션 결과 및 성능 분석	32
VI. 결 론	44
참고문헌	45

<그림 차례>

Fig. 1 Access Network	5
Fig. 2 xDSL Bandwidth Allocation	7
Fig. 3 xDSL Network Configuration	7
Fig. 4 Congestion Contgrol in TCP	12
Fig. 5 CBQ Building Blocks	21
Fig. 6 KT Access Network	24
Fig. 7 Algorithm for acknowledgement Congestion	28
Fig. 8 Fair Bandwidth Allocation Algorithm	29
Fig. 9 Simulation Model	31
Fig. 10 TCP/Tahoe1 FCFS/DropTail for Sim 1	32
Fig. 11 TCP/Tahoe CBQ/RED for Sim 1	32
Fig. 12 TCP/Tahoe FCFS/DropTail cwnd	33
Fig. 13 TCP/Tahoe CBQ/RED cwnd	33
Fig. 14 TCP/Reno FCFS/DropTail for Sim 1	34
Fig. 15 TCP/Reno CBQ/RED for Sim 1	34
Fig. 16 TCP/Reno FCFS/DropTail cwnd	35
Fig. 17 TCP/Reno CBQ/RED cwnd	35
Fig. 18 TCP/Vegas FCFS/DropTail for Sim1	36
Fig. 19 TCP/Vegas CBQ/RED for Sim1	36
Fig. 20 TCP/Vegas.FCFS/DropTai	37
Fig. 21 TCP/Vegas CBQ/RED cwnd	37
Fig. 22 Bandwidth allocation between users	38
Fig. 23 TCP/Tahoe FCFS/DropTail for Sim 2	39
Fig. 24 TCP/Reno FCFS/DropTail for Sim 2	39
Fig. 25 TCP/Tahoe FCFS/DropTail cwnd	40
Fig. 26 TCP/Reno FCFS/DropTail cwnd	40
Fig. 27 Mean-Congestion Window Size for each group	42

<표차례>

Table. 1 Classification of Access network	4
Table. 2 Classification of xDSL Network	6
Table. 3 Classification of Congestion Control in TCP	14
Table. 4 Test Data	31
Table. 4 Bandwidth allocation between users	38
Table. 5 Bandwidth allocation between users	41
Table. 6 Congestion Window Size	41
Table. 7 ThroughPut	42

Summary

In the best-effort Internet, congestion can cause severe degradations in the performance of both reliable data transfer flows and multimedia flows. Reliable data transfers are typically based on TCP, a responsive protocol that responds to congestion by reducing its transmission rate. In this paper, I suggest a fair bandwidth management algorithm for xDSL networks.

Various factors such as distance, types of cables are examined and tested to verify the fairness of the currently deployed xDSL networks and also new active queue management technique is suggested to improve the overall performance.

I model TCP/Tahoe,Reno,Vegas over VDSL architecture and analyze the various factors to have some effects on the performance. To provide fair Bandwidth between subscribers in xDSL networks I suggest a class-based queuing algorithm with WRR(Weighted Round-Robin)scheduler on VDSL switch/router, According to the status of congestion the router change packet scheduler ,active queuing mechanism and the parameters of the class-based queues dynamically, and finally allocate bandwidth fairly between subscribers in VDSL network.

I. 서 론

최근 인터넷이 발전함에 따라서 높은 대역폭이나 실시간 처리를 요구하는 다양한 인터넷 응용 서비스의 증가와 함께 인터넷서비스의 품질에 대한 사용자들의 QoS(Quality of Service)요구 수준이 높아지고 있다.

최선형(Best-effort)서비스만을 제공하는 현재의 인터넷 서비스를 개선하기 위하여 IETF(Internet Engineering Task Force)에서는 다양한 서비스의 품질을 제공하는 여러 가지 모델을 제시하고 있다. 이러한 서비스들 중에 가장 먼저 제안되었던 서비스가 인터넷상에서 서비스의 차별화를 위해 패킷의 흐름(flow)을 단위로 하여 QoS를 보장하는 IntServ(Integrated Service)이다. IntServ는 RSVP(Resource Reservation Protocol)라는 신호 프로토콜(signaling protocol)에 기반을 두고 확실하게 차별화 된 서비스를 제공할 수 있으나 인터넷 기반 구조의 전반적인 수정을 요구하고 확장성의 결여 문제를 갖고 있다(RFC2474, 1988), (RFC2475, 1988)

이에 반해 DiffServ(Differentiated Services)는 IntServ의 문제점을 해결하기 위하여 흐름(flow) 단위가 아닌 홉(Hop)단위로 IPv4 헤더의 TOS(Type of Service)필드를 사용하여 패킷 마킹 기술을 기반으로 해서 흐름의 집합별로 차별화 된 서비스를 제공하는 것으로 IntServ에 비해 간단하고 확장성이 뛰어나다. 가입자가 ISP(Internet Service Provider)로부터 차별화 된 서비스를 제공받기 위해서는 우선 ISP와 SLA(Service Level Agreement)협약을 맺어야한다. SLA는 가입자와 망사업자간의 계약으로 제공되는 것으로서 서비스 클래스와 각 클래스 별로 허용된 트래픽 양을 명시하고 있다.

현재 KT에서는 인터넷 사용자의 차별화 된 서비스 요구를 수용하기 위하여 ADSL 및 VDSL 가입자들을 등급별로 서비스하고 있다. VDSL에서는 라이트급은 4Mbps의 속도로 프리미엄급은 9Mbps, 스페셜급은 13Mbps의 속도로 서비스하고 있다. VDSL 가입자가 많을 경우 폭주시 가입자에 대한 등급별 상품에 대한 계약제공속도(Profile Rate)를 서비스하지 못하는 사례가 발생할 수가 있으며 이는 접속 성공률이나 속도저하, 끊김현상, 지연, 가입자별 차별화 된 서비스의 구분이 불분명, 서비스 접속중 가용성 저하의 문제로 이어져 가입자의 QoS 만족도를 저하시킬 수 있다. 보장서비스

는 혼잡 발생시에도 고객에게 최소한의 처리율을 보장하여 신뢰감 있는 서비스를 제공하고 네트워크 부하가 적을 때는 최소한의 대역폭 이상을 보장하여야 한다. 즉 이상적으로는 예약한 최소 대역폭외에, 링크의 여유대역폭을 다른 모든 연결들과 공평하게 나누어 가질수 있어야 한다. 대부분의 ISP 업체들은 사용자의 QoS를 만족시키기 위하여 차별화 된 서비스를 위한 패킷스케줄링 방법의 변형보다는 가입자액세스망의 광대역화를 하고 있는 실정이다. 그리고 현재의 최선형 인터넷 서비스모델에서는 패킷스케줄링 방법으로 네트워크 내부로 들어가면 모든 패킷이 동일하게 처리되는 FCFS(First Come First Service;FIFO) 방식이 사용되고 있다. DiffServ에서는 차별화 서비스를 위한 PQ(Priority Queuing), FQ(Fair Queuing), WFQ(Weighted Fair Queuing), CBQ(Class Based Queuing)등의 다양한 패킷스케줄링 방법이 연구되고 있다. 현재 DiffServ에서 특별히 표준안으로 제시된 스케줄링 기법은 없다. 본 논문에서는 망에 혼잡이 발생 시 CBQ기반의 패킷스케줄러 WRR(Weighted Round Robin)을 이용한 공정대역할당 알고리즘을 제시하고, 버퍼제어를 위한 RED(Random Early Detection) 모델에 대한 성능 측정 실험을 TCP방식별로 수행한 후 그 결과를 비교 분석하고자 한다.



본 논문의 구성은 제 II 장에서는 가입자 네트워크와 xDSL의 구조에 대하여 설명하고, 제 III 장에서는 TCP/IP 네트워크와 혼잡제어에 대하여 고찰하고, 제 IV 장에서는 공정 대역폭 할당 알고리즘, 제 V 장에서는 시뮬레이션 및 결과분석을 통하여 제안된 알고리즘 결과에 대한 고찰, 제 VI 장에서는 결론 및 향후 연구과제에 대하여 기술하였다.

II. 가입자네트워크와 xDSL

1. 가입자네트워크

전 세계적으로 인터넷 이용자는 급증하고 있으며 인터넷 이용자들의 접속 방법은 전화 모뎀을 사용한 저속(56Kbps) 및 ISDN(128Kbps)에서 발전하여 국내에도 다양한 xDSL, Cable modem, FTTC와 같은 초고속가입자 액세스 방식이 제공되고 있다.

사용자의 관점에서 볼 때 통신망 서비스를 받기 위해서 첫 진입단계가 가입자망인데 현재 이 구간에서 병목현상이 나타남으로써 이를 개선하려는 의지가 초고속 액세스 망의 급속한 발전의 원동력이 되고 있으며, 백본망에서의 성능 향상에 대한 혜택을 가입자들이 느낄 수 있기 위해서는 액세스 망의 고속화가 절실하다. 초고속 액세스 망은 단 대 단(End-to-End) 초고속서비스를 액세스하기 위한 가입자 인터페이스와 전달망 혹은 서비스 노드 인터페이스를 제공하는 장치 그룹 그리고 이들을 연결하기 위한 루프 플랜트의 집합체를 의미한다. 초고속인터넷을 제공하기 위한 유선 망의 고속 가입자 액세스 기술로는 기존 가입전화의 동선을 그대로 활용하는 xDSL(x-Digital Subscriber Loop)기술과 액세스노드에서 분배노드까지의 휘더부분은 광선로를 설치하고 분배노드에서 가입자까지는 기존 가입전화의 동선을 활용하는 VDSL/FTTC(Very high speed DSL/Fiber To The Curb)방식, Headend에서 ONU(Optical Network Unit)까지는 광선로를 설치하고 분배부분은 기존 CATV 전송망의 동축케이블을 활용하는 HFC(Hybrid Fiber Coaxial)방식, 완전 광선로화를 실현하되 고가의 광선로 및 광전소자의 수용율을 높이는 FTTH-PON(Passive Optical Network)방식 그리고 액세스노드에서 기지국까지는 광케이블을 설치하고 광대역 무선기술을 이용하여 가입자를 접속시키는 HFR(Hybrid Fiber Radio)방식으로 요약할 수 있다(윤차현, 1999) 이 중 기존의 전화선으로 설치된 가입자망(PSTN, ISDN, xDSL)을 이용하고 앞으로 서비스의 급증에 따라 요구되는 전송대역이 커짐에 따라 단계적으로 가입자망과 구내배선 망까지 광케이블로 진화한다는 개념에 입각하여 추진하는 가입자망 구성방식이 FTTO(Fiber to the Office), FTTC(Fiber to the Curb), FTTH(Fiber to the Home)인데 이를 통칭하여 FTTx(Fiber to the x)라고 부른다.

초고속 액세스 망 기술들은 대역폭, 전송거리, 전송매체, 분배방식 등의 기술적 특성들에 의해 구분할 수 있으며 세부 비교 내용은 Table.1 과 같다(노장래, 1997)(김재근, 1997)

Table. 1 Classification of Access network

구 분		ADSL	FTTC	HFC	FTTH	HFR
전송속도 (Mbps)	하향	1.5~9	13~52	~30	155~2.44G	6~27
	상향	~0.64	1.6~19	0.7~10	155	~1.5
최대 전송거리 (Km)		5.4	0.3~1.5 동선구간	0.5~2 동축구간	수십	2~5
전송 매체		동선	광/동선	광/동축	광케이블	
분배망 구성		Star	Star	Tree	PON/Star	Star
변 조 방 식	하향	DMT,CAP QAM	CAP,QAM DMT,SLC	QAM VSB		QAM
	상향	QPSK	QPSK	QPSK QAM		QPSK
변조 대역		Baseband	Baseband	Passband	Baseband	P.B
광선로 종단점			Curb	원격노드	가정	BS
가입자 모델		ADSL	VDSL	Cable모델		무선
가입자분배방식		전용	전용	공유	전용	공유
ONU 또는 BS당 가입자수			수십~수백	수십~수백	1	수천

Fig. 1은 가입자 액세스망 구조를 보여주고 있다.

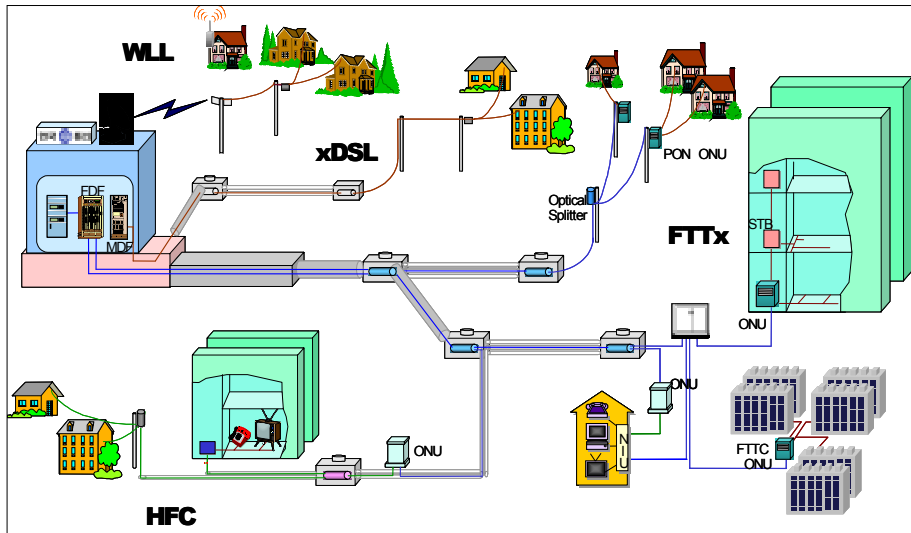


Fig. 1 Access Network

2. xDSL 네트워크의 종류와 특성

xDSL(Digital Subscriber Line)은 표준 전화 선로를 이용하여 기존 전화서비스를 제공함과 동시에 넓은 주파수 영역을 통해서 수Mbps에서 수십Mbps에 이르는 전송 속도를 제공하여 고속인터넷 접속, VOD, 영상전화, 원격강의 등 다양한 멀티미디어 서비스를 가입자에게 제공할 수 있다. 이 기술은 전송 데이터의 대칭성, POTS와의 동시전달성, 가입자까지의 거리, 사용자에게서 요구되는 전송속도에 따라서 ADSL(A symmetric Digital Subscriber Line), HDSL(High bit-rate DSL), SHDSL(Single pair HDSL), VDSL(Very-High-Speed DSL)등으로 나누어지며 이와 같은 동(Copper)선로를 이용한 고속디지털 전송기술을 통칭하여 x(x-type)DSL이라 한다. 이중 ADSL기술은 멀티미디어 서비스(VOD, WEB access)의 통신 트래픽이 비대칭적 불균형을 보인다는 점에 착안하여 하향으로는 큰 트래픽(비디오 정보등)을, 상향으로는 작은 트래픽(제어정보등)을 전송하는 기술로 1989년 미국의 Bellcore에서 VOD(주문형 비디오)서비스를 위한 기술로 개발되어 인터넷의 활성화에 힘입어 현재 고속 인터넷 가입

자 수용기술로 자리를 잡고 있다. 송수신 상/하향 속도의 차이 때문에 비대칭형(Asymmetric)이란 수식어가 붙었다(ADSL Forum, <http://www.ADSL.com>), (ADSL 네트워크, <http://kms.kt.co.kr>). 전화국으로부터 가입자 댁내까지 연결되어 있는 동선케이블을 이용하여 아날로그 신호에 얼마나 빠른 속도의 디지털 신호를 실어보낼 수 있는냐는 아날로그 신호의 주파수 대역폭과 변조 방식에 의해 결정된다.

HDSL은 기존의 중계기를 이용하던 T1(1.544Mbps)/E1(2.048Mbps)을 중계기 없이 제공하며 제공서비스로는 주로 전용회선, 셀룰러 기지국 연결, 인터넷 서버 및 사설 데이터망 연결에 널리 사용된다.

SDSL은 대칭(Symmetric) HDSL이라 하며, 1쌍의 동선을 이용하여 양방향 대칭성 192Kbps~2312Kbps 범위 내에 8Kbps간격으로 데이터속도를 가변적으로 제공한다. VDSL(Very High-speed Digital Subscriber Line) 시스템은 전화국과 가입자간의 거리가 짧고 가입자가 밀집된 공동주택 등에 서비스되며 현재의 FTTC 구조에서 ADSL 시스템을 대체할 차세대 고속 전송 시스템이다(D,J Rauschmayer, 1999). Table. 2는 xDSL망의 종류별 특성을 보여주고 있다.



Table. 2 Classification of xDSL Network

xDSL	Acronym	속도	전송거리	변조방식	응용	비고
DSL	Digital Subscriber Line	160k(2B+D)	5.4Km	2B1Q 4B3T	ISDN BRI의 다른 이름	대칭
ADSL	Asymmetric	송신: 128~768k 수신: 600k~8M	5.4Km	DMT CAP	VOD, LAN Internet	비대칭
SDSL	Symmetric/Single-Line	송신: 160k~E1 수신: 160k~E1	3.6K~5.4Km		T1, E1서비스 WAN, LAN,서버접속	대칭
HDSL	High bit rate	송신: 1.5~2M 수신: 1.5~2M	5.4Km	2B1Q(T1) CAP(E1)	T1, E1서비스 BTC-BSC간	2P/3P
VDSL	Very high speed	송신: 1.6~19.2M 수신: 13~52M	300m~1.4Km	DMT DWMT CAP QAM	VOD HDTV	대칭/ 비대칭

xDSL망의 대역폭은 기존 모뎀이 3.4Khz 까지의 POTS(Plain Old Telephone

Service)대역 만을 이용하는데 반해서 VDSL은 훨씬 넓은 주파수 영역을 이용함으로써 수Mbps에서 수십 Mbps에 이르는 전송속도를 제공한다.

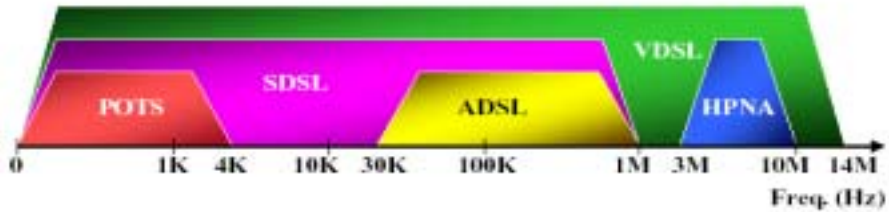


Fig. 2 xDSL Bandwidth Allocation

현재 상용 서비스 중인 VDSL모뎀은 거리에 따라 차이는 있지만 상·하향 최대 14Mbps를 제공한다. 그러나 VDSL네트워크 구조에서는 가입자와 집선장치 사이에는 구리선으로 연결되어 있기 때문에 거리에 따른 제한이 존재한다.

그 이유는 거리가 멀어지면 멀어질수록 S/N비가 낮아지기 때문에 변/복조 방법이 달라지고 또한 사용할 수 있는 채널의 수가 달라지기 때문에 가입자의 거리에 따라서 통신속도가 달라진다.

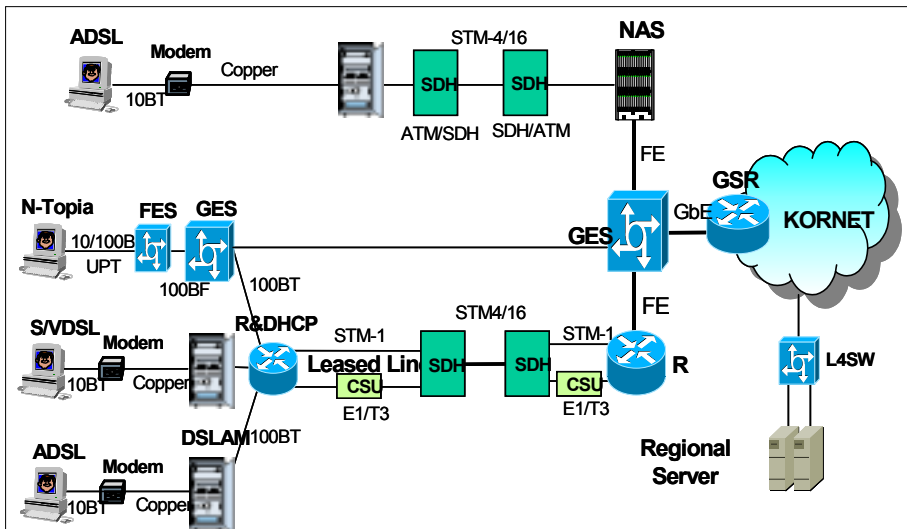


Fig. 3 xDSL Network Configuration

Fig. 3은 xDSL 네트워크 구조를 보여주고 있으며, 가입자가 인터넷에 접속하기 위해서는 가입자PC와 백본망이 물리적으로 연결되어 있어야 하며, 가입자 PC에는 IP가 부여되어 있어야 한다. 따라서 PC의 랜카드에서 나온 랜케이블이 백본망에 직접 연결되어야 하나 현실적으로 가입자 댁내까지 랜으로 연결되어 있지 않고 IP또한 한정된 자원으로 모든 가입자에 고정적으로 IP를 부여할 수 없다. 따라서 가입자와 백본망GSR(Giga Switching Router)간 랜으로 연결된 것처럼 하기 위하여 ADSL모뎀과 DSLAM, NAS,Giga-Switch가 필요하며, 가입자 PC가 접속시 마다 유동 IP를 부여하기 위한 NAS가 필요하다.

가입자 댁내와 전화국간은 전화선으로 연결되어 있으므로 아날로그로 변조된 ADSL신호로 연결된다. PC에서 나온 이더넷 데이터는 모뎀에 의해 ATM신호로 변환되고 다시 ADSL신호로 변조되어 전화국내에 있는 DSLAM(Digital Subscriber Line Access Multiplexer) 으로 전송되고 ADSL모뎀으로부터 전송되어온 ADSL 신호를 디지털신호인 ATM으로 복조 되고 이러한 ATM신호를 묶어 STM-1(155Mbps) 광 포트로 전송하게되며, NAS를 거쳐 코넷 백본망으로 전송된다. 반대로 NAS측에서 가입자 측으로 내려오는 신호를 분할하여 각 가입자로 보내는 역할을 한다. 가입자포트별 상/하향 속도를 제어하는 기능(ADSL프로파일별 프리미엄/라이트속도 설정)을 갖는다.

NAS(Network Access Server)는 유동IP가입자에게는 유동IP를 할당하는 기능을 갖고 있으며, 고정IP가입자에게는 라우터의 역할을 수행한다. DSLAM에서 올라온 ATM신호를 백본과 연결될 수 있도록 IP신호로 변화하는 기능을 갖는다. VDSL 망에서는 가입자 공동주택 MDF내에 있는 집선장치와 가입자간에는 VDSL모뎀으로 연결되고 소형스위치/라우터단에서 DHCP서버 기능을 갖고 있어 유동 IP를 가입자에게 할당한다.

Ⅲ. TCP/IP 네트워크와 혼잡제어

IP 기반의 인터넷들은 인터넷을 이용하는 모든 어플리케이션들에 단순한 최선형 서비스(Best-effort Service)를 제공할 수 있었다. 그러나 인터넷 사용자가 증가하고 실시간, 멀티미디어, 그리고 멀티캐스팅 어플리케이션 등의 다양한 멀티미디어 트래픽 증가와 함께 보다 안정적이고 빠른 서비스를 받기 위한 QoS의 차별화된 서비스 모델이 요구되고 있다. IP기반의 인터넷상에서 QoS 전송을 하기 위한 ISA(Integrated Services Architecture)가 정의되었다(RFC1633, 1994).

IP 기반의 QoS의 목적은 인터넷상에서 어떤 사용자든지 시간과 장소에 관계없이 요구하는 조건에 합당한 서비스를 제공받도록 하는 것이다. 최근의 QoS 요구사항으로 고속화/대용량의 처리가 가능하고 운영이 간편하면서도 신뢰성과 확장성이 있는 서비스를 요구하고 있다. QoS의 기반 기술로서 시그널링과 수락제어, 쉐이핑, 폴리싱, 라우팅, 버퍼관리, 스케줄링, 트래픽 모니터링 등이 있다. 본 장에서는 TCP 기본 동작 및 IP 기반 OoS 지원 기술 중 버퍼관리와 스케줄링에 대하여 지금까지의 연구 결과를 고찰하고자 한다.

1. TCP 혼잡제어

TCP는 재전송 메커니즘과 flow control(흐름제어), congestion control(혼잡제어)을 이용하여 패킷 전송을 보장해 주는 신뢰성 있는 전송 프로토콜로 종단 대종단 프로토콜이다. TCP는 일련의 옥텟 또는 바이트들로 구성된 데이터 스트림을 전송하기 위해 세그먼트들로 나누어 전송하며 효율적인 전송 및 흐름제어를 해결하기 위해 슬라이딩 윈도우(sliding window) 기법을 사용한다. TCP 슬라이딩 윈도우 프로토콜은 서로 TCP 헤더 내에 존재하는 윈도우 필드를 사용하여 상호간에 Window Advertisement를 통해 윈도우 크기를 조절 할 수 있다. 윈도우 크기가 증가하면 송신자는 슬라이딩 윈도우 크기를 증가시키고 확인응답 되지 않은 옥텟을 보내기 위한 처리를 한다. 윈도우 크기 알림이 감소함에 따라 송신자는 윈도우 크기를 감소하고

경계 뒤에 있는 데이터를 송신하는 것을 멈춘다. 이런 가변 크기 윈도우의 사용으로 신뢰성 있는 전송 뿐만 아니라 흐름제어를 제공한다.

TCP는 flow control와 congestion control 두 개의 메커니즘을 이용하여 종단 간의 신뢰성 있는 전송을 보장한다. Flow control(흐름 제어)는 sender가 receiver로부터 advertised window 크기를 받은 후 그것보다는 적게 보냄으로써 네트워크상의 흐름을 조절하는 방법이고 congestion control(혼잡제어)는 sender가 네트워크 상황을 보고 스스로 흐름을 조절하는 방법이다. 라우터가 부하를 감당할 수 없게 되어 심각한 지연이나 패킷이 손실 되는 경우를 congestion(혼잡)이라고 한다. 빠른 LAN에서 느린 WAN으로 전송하거나 다수의 입력 스트림이 출력 수용량의 입력보다 적은 라우터에 도착했을 때 혼잡이 발생하는데 이런 문제를 해결하기 위한 방법을 혼잡제어라고 한다. TCP가 이를 위해 제공하고 있는 4가지 메커니즘(RFC2001, 1997)을 살펴보고 기존의 TCP 프로토콜인 Tahoe, Reno, Vegas의 동작 원리를 살펴보겠다.

1) slow start

라우터와 느린 링크가 존재하는 네트워크에서 TCP sender가 연결을 시작할 때 receiver 의 advertised window 크기만큼 다수의 세그먼트를 한꺼번에 전송한다면, 패킷을 저장하는 중간 라우터의 저장할 버퍼 공간의 부족으로 문제가 생길 수 있다. Slow start는 이러한 문제를 해결하기 위해 제안된 알고리즘으로 새로운 패킷을 망에 전송하는 비율과 receiver에서 전송되는 ACK를 관찰하면서 cwnd(congestion window: 혼잡 윈도우) 크기를 지수 함수적으로 증가시키는 방식이다. 동작 과정을 살펴보면 sender의 TCP에 cwnd 라는 새로운 윈도우 개념을 추가한다. 다른 망의 호스트와 새로운 연결을 설정할 때 sender는 그 연결에서 쓰이는 최대 세그먼트 크기(MSS: Maximum Segment Size)로 혼잡 윈도우 크기를 초기화 한 후, 최대 크기의 세그먼트 한 개를 보낸다. 만일 이 세그먼트가 시간이 초과되기 전에 확인응답이 되면 cwnd에 한 세그먼트 크기의 바이트를 더하여 최대 크기 세그먼트 두 개 크기로 만들어 두 개의 세그먼트를 보낸다. 이 두개의 세그먼트들 각각이 확인이 되면 혼잡 윈도우는 4로 증가하여 cwnd 크기가 지수 함수적으로 증가한다. 보통 64K의 초기값을 가지는 slow start threshold 값까지 slow start를 수행한다.

2) congestion avoidance (혼잡회피)

링크상의 에러율이 아주 작은 유선 네트워크(10~12 node)에서는 패킷 손실의 원인을 혼잡으로 간주한다. 어느 일정시간 동안 ACK가 오지 않거나(timeout) 일정 수의 dupack(duplicate acknowledgement: 중복 ACK)의 수신에 되었을 때 sender는 패킷이 손실되었음을 알게 된다. Congestion avoidance와 slow start는 다른 목적을 가진 서로 독립적인 알고리즘이다. 하지만, 실제로 congestion avoidance와 slow start는 함께 수행되며 각 연결마다 cwnd와 slow start threshold(ssthresh) 두개의 변수를 유지한다. 즉, 다음과 같은 과정을 수행한다.

Step 1 : 각 연결의 초기치로 혼잡 윈도우 크기는 1MSS로 설정하고 초기 ssthresh는 65535바이트로 설정한다.

Step 2 : slow start로 slow start threshold에 도달할 때까지 혼잡 윈도우 크기를 지속적으로 늘려 나가다가 threshold 그 다음부터는 윈도우 크기를 선형적으로 늘리는 congestion avoidance 알고리즘을 수행한다.

Step 3 : 혼잡이 발생한 경우에는 ssthresh의 값은 $\text{maximum of}(\min(\text{cwnd}, \text{receiver's advertised window})/2)$ and 2MSS 의 값으로 설정하고 slow start 또는 혼잡 회피 알고리즘을 수행한다.

Case 1 : 패킷 손실의 원인을 일정 수의 dupack으로 인해 알았을 경우

Fast retransmission을 수행하며 fast retransmission 후에는 congestion control 단계를 수행하는 fast recovery 단계로 들어간다(TCP Reno, TCP New Reno만 해당.TCP Tahoe는 무조건 slow start를 시작한다.).

Case 2 : timeout으로 알았을 경우

slow start를 시작한다.

cwnd가 ssthresh 보다 작거나 같은 경우에는 TCP는 slow start를 수행하며 그 외에는 congestion avoidance 단계를 수행한다. Congestion avoidance는 ACK가 수신

될 때마다 cwnd를 (세그먼트 크기 X 세그먼트 크기/혼잡 윈도우크기) 로 증가시키며 cwnd를 바이트 단위로 유지한다. Slow start의 지수 함수적인 증가와 비교할 경우, congestion avoidance는 cwnd를 선형적으로 증가한다. 혼잡 윈도우 크기의 증가는 RTT(round trip time)마다 1세그먼트에 해당하며 slow start는 한 RTT내에 수신한 ACK 수만큼 cwnd를 증가시킨다.

Fig. 4는 TCP congestion control 알고리즘의 예이다.

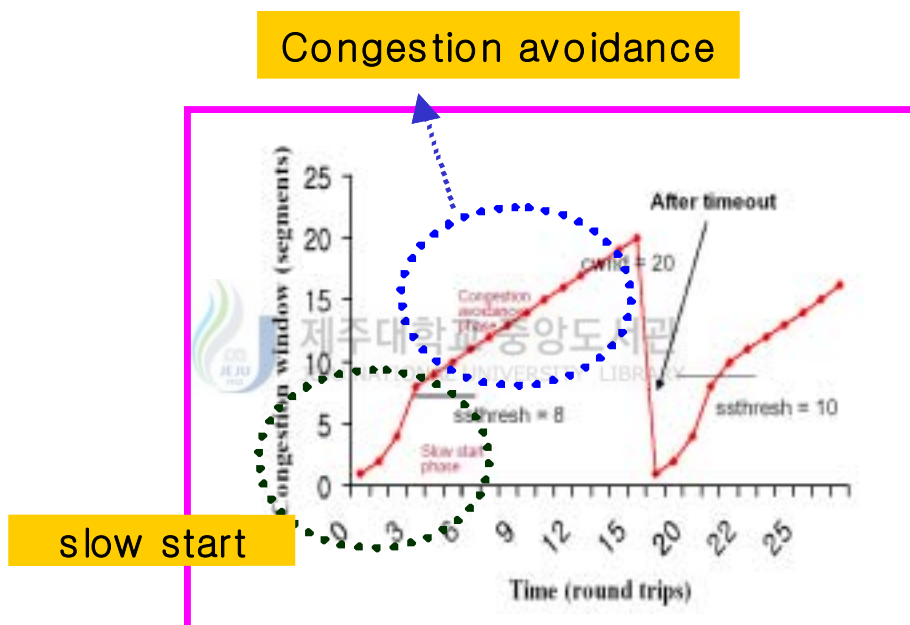


Fig. 4 Congestion Control in TCP

3) Fast Retransmission(빠른 재전송)

세그먼트가 무질서하게 수신될 경우 TCP는 즉시 중복 ACK을 발생한다. 이 때의 ACK는 가장 최근에 정상적으로 받은 패킷에 대한 ACK와 동일하기 때문에 sender 입장에서 보면 중복 ACK로 인식하게 된다. 이러한 dupack은 지연되지 말아야 하며 sender에게 세그먼트가 무질서하게 수신되었다는 것을 알리고 다음에 수신되어야 하는 sequence number를 알리는 역할을 한다. TCP는 dupack이 패킷 손실 때문에 발생되었는지 아니면 세그먼트의 무질서(Out-of-order)에 의해 발생된 것인지를 구별

하지 못하기 때문에 몇 개의 dupack을 수신할 때까지 기다린다. TCP sender는 보통 3 dupack이 수신되면 패킷이 손실되었다고 간주하고 timeout이 유발하기 전에 패킷을 재전송한다.

4) Fast Recovery(빠른 회복)

손실된 세그먼트를 전송하는 fast retransmission을 수행한 후에 slow start가 아닌 congestion avoidance 단계를 수행한다. 이 동작을 fast recovery(빠른 회복) 알고리즘이라고 하며 적당한 혼잡 하에서 특히, 큰 윈도우에서 높은 처리율을 얻기 위한 것이다. 이 경우에 slow start를 수행하지 않는 경우는 dupack의 수신은 단지 패킷의 손실을 TCP sender에게 알려주므로 혼잡이 발생했을 때에 수행하는 slow start를 수행할 필요가 없다. 다른 세그먼트가 수신될 때에만 receiver는 dupack을 발생시키기 때문에 dupack를 발생시킨 세그먼트는 망을 떠나 receiver의 버퍼에 저장되어 있다는 것을 뜻한다. 그러므로 두 sender와 receiver 사이에는 여전히 데이터가 전송되고 있으므로 TCP는 slow start를 수행하여 급격히 데이터의 흐름을 감소시킬 필요가 없다. Fast retransmission과 fast recovery 알고리즘은 다음과 같이 동시에 수행된다.

Step 1 : 연속적으로 세 개의 dupack이 수신될 때, ssthresh를 현재의 혼잡 윈도우 크기의 반에 해당하는 값으로 설정하고 손실된 세그먼트를 재전송한다 (fast retransmission 단계). 그리고 cwnd를 ssthresh+3개의 세그먼트 크기로 설정한다. 이것은 망을 떠나 receiver에 저장된 세 개의 세그먼트 수 만큼 혼잡 윈도우를 증가시키는 것이다.

Step 2 : 다른 ACK가 수신될 때마다 cwnd를 증가시킨다. 이것은 망을 떠난 부가적인 세그먼트에 대해서 혼잡 윈도우를 증가시키는 것에 해당하며 cwnd의 새로운 값에 따라 패킷을 전송한다.

Step 3 : 새로운 데이터를 수신하였다는 ACK가 수신되면 cwnd의 값을 ssthresh로 설정한다(step 1의 값). 이 ACK는 재전송 이후의 단계 1로부터 재전송한 세그먼트에 대한 ACK에 해당한다. 또한 이 ACK는 손실된 패킷과 첫 번째 dupack의 수신사이에 전송된 모든 중간 세그먼트에 대한 ACK를 의미한다. TCP가 패킷이 손실될 때의 전송률 값에 반으로 전송률을

감소시키기 때문에 이 단계를 혼잡 회피라고 한다.

Table. 3 Classification of Congestion Control in TCP

방식	RFC1122	Tahoe(1988)	Reno(1990)	Vegas(1994)
RTT 분산추정	✓	✓	✓	✓
지수적 RTO 백오프	✓	✓	✓	✓
Slow Start	✓	✓	✓	✓
혼잡윈도우크기 (AIMD)	✓	✓	✓	✓
신속한 재전송		✓	✓	✓
신속한 회복			✓	✓
혼잡예측				✓

Table.3은 TCP별 혼잡제어 방식을 구현의 특징을 보여주고 있으며, 혼잡 초기 단계에서 Reno는 현재 네트워크의 상황을 감지할 수 없으므로 패킷 손실에 대해서 민감하게 반응하지 못한다. 그리고 이 메커니즘에 사용되는 혼잡회피 기법은 네트워크 상황에 따라 주기적으로 윈도우 크기가 변화하므로 패킷의 round trip delay이 발생 원인이 되기도 한다.

Vegas는 패킷 손실과 상관없이 예측된 전송률과 실제 측정된 값을 통하여 혼잡발생 여부를 감지 할 수 있다. Reno와 Vegas의 가장 큰 차이점은 RTT(Round Trip Time)을 이용하여 네트워크 사항을 추정, 판단하는 기법에 있다.

Reno의 혼잡상태를 발견하고 제어하는 메커니즘은 패킷손실을 이용한다. 그러나 Vegas는 다음 식과 같이 예측된 전송률과 실제로 측정된 값의 차이를 비교하여 네트워크 상황을 판단한다.

$$WindowSize_{current} - WindowSize_{old} \times (RTT_{current} - RTT_{old}) \quad (1)$$

식(1)의 나온 결과에 따라서 음수이면 현재 윈도우의 크기를 1/8로 줄인다. 그리고 양수이거나 0이면 현재의 윈도우 크기를 증가시킨다.

2. Active Queue Management

AQM 알고리즘은 라우터 큐에서의 혼잡상태 정보를 단말 호스트에 전달하고, 전송속도를 제어할 수 있도록 하여 패킷손실율과 전송지연을 줄여서 TCP에서 혼잡을 회피하는 방법으로 널리 이용하고 있다. 이러한 AQM 기법의 대표적인 알고리즘으로 RED가 있다(Floyd, 1993). RED의 문제점을 개선한 알고리즘으로 Stabilized RED, Adaptive RED, Flow RED, BLUE, AVQ(Adaptive Virtual Queue), REM(Random Exponential Marking), CHOKe(ChOose and Keep) 등이 있다. TCP에서 혼잡회피를 위한 AQM 알고리즘 적용에는 큐 가중치와 최대 폐기확률을 조정함으로써 다양한 트래픽 상황에 따라 평균 큐 길이를 조정하는 것이 지금까지 연구 결과이다(김대영, 안기중, 2002). RED는 버퍼의 평균 큐 길이가 일정 수준(Minimum threshold)을 넘어서면 버퍼가 차지 않은 상태에서 혼잡을 고려하여 미리 랜덤하게 패킷을 폐기시키는 기법으로 특정 버퍼에 오버플로우가 발생됨으로써 발생 할 수 있는 전역 동기화를 예방 할 수 있다. 이때 패킷을 폐기시키는 확률은 평균 큐 길이에 비례하게 되고, 만약 평균 큐 길이가 계속 증가하여 또 다른 수준(Maximum threshold)을 넘어서면 폐기 확률이 1이 되어 모든 패킷을 폐기시킨다.

RED는 기존의 나머지 버림 방식(Drop Tail)의 큐 관리 기법과 비교할 때 장점은 버퍼 오버플로우 발생을 통해 동시에 여러 개의 패킷 손실을 경험함으로써 전역동기화를 시켜 네트워크 전송 성능이 떨어지는 것을 막을 수 있으며, 평균 큐 길이와 랜덤 폐기 확률을 적용함으로써 버스트한 플로우들이 불공평하게 더 높은 폐기확률이 적용되는 현상을 줄일 수 있다는 것이다. 그러나 RED는 네트워크 운영자가 RED 내에 사용되는 파라미터 값을 적절하게 결정하여야 하는데 네트워크 관리자들이 어떤 값이 적절한지를 판단하기는 어렵다는 것이다. 또 다른 문제점으로 TCP 이외의 다른 특성을 가지는 트래픽 소스를 부당하게 다른 TCP 플로우에게 피해를 줄 수 있다.

Adaptive RED라는 해결책이 있는데 이 기법은 평균 큐 길이를 \min_{th} 이하거나 \max_{th} 사이에 항상 가두어 두는 기법인데 아직도 임계값을 정하는 데는 특별한 가이드 라인이 없는 실정이다.

RED의 단점을 보완하기 위해 제안된 기법으로 RIO(RED with In and Out

packets)기법이 있는데 RIO는 각각의 드롭 우선순위에 대해 RED알고리즘을 따로 수행하는 방법이다. 하지만 RIO역시 이론적인 임계값의 가이드 라인이 없는 실정이다.

인터넷 사용자들의 서비스 요구 사항이 증가함에 따라 여러 종류의 서비스를 제공하기 위한 기술 연구가 필요하게 되었다. 특히 화상 회의와 같은 실시간 비디오 서비스들은 일정 양의 대역폭, 지연시간, 패킷 손실과 같은 네트워크 자원의 보장이 필요하다. 이를 위해서는 세션 관리, 호 허용제어, 자원 예약, 패킷 스케줄링과 같은 기술들의 연구가 필요하다. 이 중에서 패킷 스케줄링은 보장형 서비스를 제공하기 위한 가장 기본적인 기술로 여겨진다.

3. 패킷 스케줄링

인터넷에서 패킷 스케줄링은 라우터에 도착하여 전송을 기다리는 패킷이 서비스 순서를 결정하는 방법이다. 가장 간단한 방법으로 FCFS방법인데 이는 도착 순서대로 패킷을 공통 버퍼에 저장하였다가 도착 순서대로 패킷을 전송한다. 그러나 FCFS 스케줄링은 각 사용자 플로우(flow)의 독립성을 보장하지 못하고 공정성을 보장하지 못한다. 즉, FCFS는 패킷을 무조건 많이 보내는 플로우에게 더 많이 할당한다는 단점을 가지고 있다. 한 플로우가 패킷을 많이 전송하면 결과적으로 다른 플로우들은 피해를 받게 된다. 현재 대부분의 라우터에서 사용하고 있는 패킷 스케줄링 기법은 FCFS 로, 보장형 서비스 제공에 적합하지 않다. 이에 대한 대안으로 PQ(Priority Queueing), FQ(Fair Queueing), WFQ(Weight Fair Queueing), CBQ(Class Based Queueing)와 같은 공평 큐잉 기법들이 제안되어 있다. PQ는 차별화서비스를 지원하기 위한 가장 단순한 방법이다. 패킷을 조직화하여 차별화된 서비스제공이 가능한 방법이나 고 우선순위의 트래픽이 많을 경우 저 우선순위의 트래픽이 초과지연 또는 드롭이 발생한다는 단점을 갖고 있다. FQ는 각각의 flow가 서로 동일하게 대역폭을 나눠 사용할 수 있도록 소프트웨어적으로 구현한 방식이며 한번에 한 패킷씩 라운드 로빈 방식으로 패킷을 처리하는 방식이다. 하지만 이 방식도 가중치를 주지 못하여 큰 패킷만 계속 들어오는 큐는 다른 큐에 비해 대역폭을 많이 차지하고 패킷의 도착 순서에 민감하고 VoIP와 같은 실시간 트래픽 전송이 힘들다는 단점을 갖고 있다. WFQ는 bit-by-bit 라운드로빈 스케줄링을 하는 방식으로 다양한 길이의 패킷을 지

원하는 방식으로 패킷이 큐에 들어오면 스케줄러가 패킷의 finish time을 계산한 후 finish time이 빠른 패킷을 먼저 전송하는 방식이다. 이 방식은 알고리즘이 복잡하여 소프트웨어적으로 구현함으로써 부하가 많이 걸리고 다른 큐잉 알고리즘에 비해 지연이 상대적으로 크다는 단점을 갖고 있다.

스케줄링 방법을 이용하여 QoS를 지원하는 문제 외에 패킷 교환망에서 플로우 간의 간섭을 없애고 독립성을 유지하는 것도 매우 중요하다. 인터넷 전송 프로토콜인 TCP에서는 체증이 발생하면 각 송신자가 자발적으로 패킷의 생성량을 감소시켜 체증 현상을 제어한다. 공정성을 보장하는 스케줄링 방식은 각 플로우가 다른 플로우에게 피해를 주지 않도록 제어하며 각 플로우가 공평하게 서비스를 배분한다.

패킷 스케줄링 방법은 최소한 공정성을 보장하여야 하며 나아가서 QoS를 지원할 수 있어야 한다. 공정성을 지원한다고 해서 QoS를 지원하는 것은 아니다. 따라서 QoS지원이 공평성 지원보다 더 어려운 문제라고 할 수 있다.

1) 패킷 스케줄링 요구사항

패킷 스케줄링 방법은 공정성을 보장하여야 하고, 또한 각 플로우가 요구하는 QoS를 보장하는 성능 보장성을 갖추고 있어야 한다. 인터넷은 지속적으로 증가하여 현재 우리 나라에서는 백본네트워크에서 2.5Gbps~10Gbps까지 지원하고 있다. 제주지역 환형망은 현재는 2.5Gbps로 운용중이나 향후 메트로이더넷이 도입되면 40Gbps망으로 구성될 예정이다. 이러한 속도로 작동하는 라우터는 한 순간에 수십 ~ 수백 만개의 플로우를 유지하여야 하며, 일초에 수백 만개의 패킷을 처리할 수 있을 정도로 단순하여야 한다. 따라서 스케줄링에 대한 요구사항을 살펴보면 다음과 같다(김종권, 2000).

■ 공정성

공평성(Fairness)은 각 플로우에게 자원을 공평하게 배분하는 것이다. 라운드로빈 방식은 공평성을 보유하고 있는 가장 간단한 방법이다. 라운드 로빈 방식은 각 플로우마다 하나의 큐를 유지하고 번갈아 가면서 패킷을 전송하기 때문에 어느 한 플로우가 집중적으로 패킷을 발생시킨다고 해도 다른 플로우에 영향을 미치지 못한다. 그러나 모든 플로우가 같은 전송률을 가지고 있고 패킷 길이가 모두 같으며 패킷을 큐

칙적으로 발생시키는 매우 간단한 상황이 아닌 경우 공평성을 보장하지 못한다.

공평성을 측정하는 몇 가지 파라미터를 살펴보면 다음과 같다.

최대-최소공평성(Max-min fairness)은 병목링크를 지나는 플로우들이 할당받는 전송량의 최소값을 최대화하려고 시도한다(Bertsekas, 1992). 만약 한 링크를 제외한 나머지 링크는 모두 다 병목 링크가 아니면 병목 링크를 지나는 모든 플로우는 같은 전송량을 할당받게 된다. 이방법은 스케줄링 방법에서 가장 많이 사용되는 공평성 정의이며, 멀티캐스트 통신에도 적용할 수 있다는 장점을 가지고 있다.

또 한가지 공평성 측정 방법으로 Jain이 제안한 공평성 척도 방법이 있다.

만약 플로우 i 가 할당받은 전송량이 x_i 라면 Jain의 공평성 척도는 다음과 같이 정의 된다.

$$\left(\sum_{i=1}^N x_i \right)^2 / N \sum_{i=1}^N x_i^2 \quad (2)$$

위 식(2)의 N은 플로우 수를 의미하며, 만약 모든 플로우가 동일한 전송량을 받았으면 공평성 척도는 1.0이되고 한 플로우가 모든 전송량을 독점한다면 척도는 1/N이 된다.



■ 성능 보장성

성능 보장성은 패킷 스케줄링 방식이 갖추어야 할 가장 중요한 요구사항이다. 성능 보장성을 만족시키는 스케줄링 방법은 대부분 공평성을 만족시킨다고 할 수 있다. 그러나 성능 보장성을 갖춘 스케줄링은 공평성을 보장하는 스케줄링 방법에 비해 복잡하므로 비실시간 데이터 통신 서비스를 위해서는 성능 보장성이 있는 스케줄링 방법이 적절하지 않을 수도 있다.

멀티미디어 통신 응용은 전송량(Bandwidth)요구, 지연(Delay), 지터(Jitter), 패킷 손실율(Paket loss rate) 등 다양한 측면의 보장성이 요구된다.

전송량(Bandwidth) 요구는 단대단 연결의 모든 링크에서 일정수준 이상의 전송량을 할당해주시기를 요구하는 것이다. 지연(Delay)은 단대단 패킷 전송지연에 관한 것으로 실시간 통신인 경우 일정시간 이내에 송신자가 생성한 패킷을 수신자에게 전송을 요구하는 것이고, 지터(jitter)는 패킷이 격계되는 지연의 차이를 말하는 것으로 지터가 크면 어떤 패킷은 빨리 전송되는 반면 어떤 패킷은 늦게 전송되어 패킷간 전송

지연의 차가 크다는 것을 의미한다.

■ 구현 용이성

패킷 스케줄링은 패킷을 처리할때마다 사용되므로 스케줄링도 수 ms이내에 작업을 완료해야 한다. 많은 스케줄링 알고리즘의 처리속도는 현재 라우터에 존속하고 있는 플로우의 수 N 의 함수에 따라 증가한다. 즉 플로우가 많을수록 그에 비례해서 처리속도가 늦어진다. 백본 라우터인 경우 플로우 수가 수십만개 이상이므로 $O(N)$ 로 또는 $O(\log N)$ 복잡성을 갖는 스케줄링 방법은 구현이 불가능 할 수 있다. 이 문제를 해결하는 대안으로 두 가지 방안이 있다. 하나는 $O(1)$ 스케줄링 방법을 고안하는 것이고, 다른 하나는 플로우 수 N 을 줄이는 플로우 집합(aggregation)을 사용하는 것이다. 고속 라우터에서 스케줄링 방법의 구현을 어렵게 하는 다른 요인으로 상태(state)의 수가 있다. 단순한 FCFS를 사용한다면 큐 길이를 나타내는 변수 하나만으로 상태를 표시할 수 있다. 그러나 각 플로우가 서로 다른 큐를 사용한다면 큐마다 상태를 유지해야 한다.

대부분의 스케줄링은 $O(\log N)$ 정도의 복잡도를 요구하고 있는 실정이다. 따라서 QoS를 지원하는 고속 라우터를 구현하기 위해서는 복잡도를 획기적으로 낮춘 스케줄링 방법을 개발 할 필요가 있다.

2) 인터넷 패킷 스케줄링 기법

패킷 스케줄링이란 패킷 교환기에 도착하여 전송을 기다리는 패킷들의 서비스 순서를 결정하는 방법이다. 가장 일반적으로 사용되는 방법으로는 FCFS(First Come First Service)방법을 들 수 있는데 이 방식은 패킷이 도착한 순서대로 공통버퍼에 저장하였다가 버퍼에 쌓인 순서대로 패킷을 아웃포트로 전송하는 방법이다. 이 방법은 가장 단순한 방법으로써 현재 인터넷상에 존재하는 대부분의 라우터들이 FCFS 스케줄링 방법을 사용한다.

그러나 FCFS방법은 각 사용자 플로우의 독립성을 유지하지 못하고 공평성을 보장하지 못한다. 왜냐하면 FCFS방법은 패킷을 무조건 많이 보내는 플로우에게 더 많은 망 자원을 할당하는 단점을 가지고 있기 때문이다.

따라서 특정한 플로우가 너무 많은 패킷들을 보낼 경우 결과적으로 다른 플로우들

은 피해를 받게 된다. 따라서 사용자들간의 플로우에 대해 차별적인 서비스를 가능하도록 하기 위해서는 최소한의 공평성과 성능보장성을 지원해 줄수 있는 패킷스케줄링 기법을 사용하여야 한다. 이에 대한 해결 방법으로 공평성을 제공하는 가장 간단한 방법으로 라운드 로빈 방식이다.

기본적인 라운드로빈 방식은 전송될 순서를 기다리는 패킷들이 들어있는 버퍼들을 차례대로 서비스하는 일종의 FQ(Fair Queuing) 방법이다. 만약 어떤 버퍼에 패킷이 없을 때는 다음 버퍼가 검사되고 패킷이 존재하는 경우에는 스케줄링 라운드동안 전송 된다. 하지만 단순한 라운드로빈 방식의 경우는 각 서비스 클래스마다 스케줄링 되는 동안 서비스되는 패킷의 크기가 동일하므로 플로우의 집합별로 서비스 차별화를 두어야 하는 구조에는 적합하지 못하다.

기본적인 라운드로빈 방식의 변형으로 PRR(Priority Round Robin)이나 WRR(Weighted Round Robin)방식이 있다.

PRR의 경우는 우선순위가 높은 서비스클래스에 너무 많은 트래픽들이 존재하는 경우 상대적으로 우선순위가 낮은 서비스클래스의 트래픽들은 연속적인 드롭이 발생하게 됨으로써 계속해서 서비스를 받지 못하는 기아상태를 경험하게 된다는 단점이 있다. 기본적인 라운드로빈 변형 방식 중에서 차별화 된 서비스가 가능하면서도 기아 현상이 발생되지 않는 기법으로는 WRR방식이 있다. WRR 스케줄링 알고리즘은 일정주기 동안 각 입력에 대하여 고정된 가중치를 두어 차별적으로 서비스를 제공하는 방식이다.

3) CBQ(Class Based Queuing) 모델

CBQ 기본구조는 링크 공유에 기반한 패킷 스케줄링 알고리즘이다. CBQ 메카니즘은 다음과 같은 목적을 두고 있다.

- 동일한 물리적 링크를 갖는 사이에 링크 공유를 제공
- 서로 다른 우선 순위를 갖는 트래픽에 대한 다른 프레임워크를 제공한다.

CBQ는 가변형으로 서비스 클래스에 따라 서비스 큐를 정의 하고 있으며, 특정 서비스 클래스가 낮은 우선순위로 인해 자원을 할당받지 못하여 생기는 기아(starvation)현상을 막기 위해 고안되었다. 또한 관리자는 각 큐가 서비스되는 성향이나 큐잉되는 트래픽의 양 등을 결정할 수 있다. CBQ는 트래픽의 형태에 따라 우선순

위에 기초하여 큐잉서비스를 수행하고 특정 서비스 클래스의 트래픽이 시스템 자원과 대역폭을 독점하는 것을 막음으로써 공평성을 제공하게 된다. 제각각 클래스의 성능을 보장하기 위해서는 각각 다른 대기열을 갖고 관리해야 한다. 각각의 트래픽 클래스는 총 링크 대역폭중 자신의 클래스의 할당 대역폭 비율, 우선순위 값, 평균 패킷 크기 등이 할당된다.

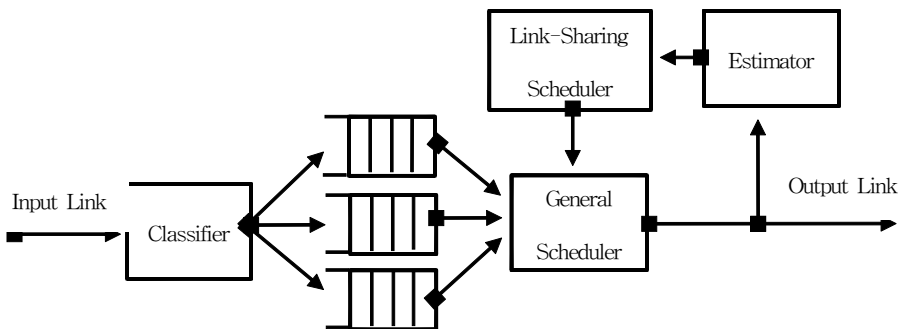



 Fig. 5 CBQ Building Blocks
 JEJU NATIONAL UNIVERSITY LIBRARY

■ Classifier

- packet-filtering 방법과 유사하다. 패킷으로부터 흐름정보를 추출한다. 그리고 패킷을 관련된 클래스로 보낸다.

■ General Scheduler

- 모든 클래스가 blocklogged될 경우 대역폭을 공유하기 위한 목적으로 하위 클래스에게 정확한 양의 대역폭 서비스를 보장하며, 할당되는 것에 따라 대역폭을 분배하도록 한다.

■ Link-Sharing Scheduler

- 링크 공유 구조에 따라서 초과하는 대역폭을 분배시키는 메카니즘

■ Estimator

- 각 클래스에 대한 패킷간의 시간을 측정하고, 클래스가 대역폭 할당 이하인지 할당 이상인지를 평가한다.

각 큐의 트래픽들은 자신의 스케줄링라운드에 설정된 서비스 한계값에 도달할 때까지 서비스되거나 큐가 비워질 때까지 서비스 받는다.

CBQ는 각 큐의 우선 순위에 따라 각기 다른 양의 서비스 한계값을 두고 이값에 따라 스케줄링 라운드마다 각 큐를 서비스함으로써 특정 서비스 클래스가 영구히 서비스 받지 못하는 기아 문제를 막을수 있으며 각 패킷들은 상당히 적은 양의 지연값으로 서비스되어 진다.

CBQ는 PQ(Priority Queuing)와 비교해보면 낮은 우선순위를 갖는 트래픽에 대한 자원을 무조건 빼앗는 것이 아니라 약간의 일정한 자원을 할당하여 서비스를 수행하게 된다.

CBQ에서 사용되는 링크-공유 스케줄러는 탑-레벨 링크-공유 스케줄러로 망이 과부하 되었을 때 동작하여 우선순위가 낮은 클래스의 링크 사용량을 한정된 값으로 제한하고 우선순위가 높은 클래스가 할당된 대역폭보다 더 많이 사용할 수 있도록 대역폭의 사용량을 조절하는 기능을 수행한다.

탑-레벨 링크-공유 스케줄러는 서비스 클래스가 자신의 사용 한계값에 도달되지 않았고 클래스 계층 구조에서 자신의 상위레벨의 사용 한계값에 여유가 있으며 상위레벨이 거의 탑-레벨이라고 볼 수 있을 때에만 규제되지 않은 트래픽을 발생시킨다. 탑-레벨 링크-공유 스케줄러는 서비스 클래스의 사용한계값(rate)을 유지하기 위하여 한계를 초과한 서비스의 트래픽을 버리거나 다른 서비스 클래스로 재정의 한다.

4) 인터넷 패킷 스케줄링 문제점

현재 인터넷은 최선형 서비스(Best-effort service)만을 제공하며, 보장형 서비스(Guaranteed service)를 제공하지 못하는 한계를 가지고 있다. 인터넷 사용자의 급증과 다양한 데이터, 음성, 실시간 비디오 데이터를 효과적으로 제공하기 위해서는 보장형 서비스를 필요로 하며, 세션 관리, 호 수락 제어, 패킷 스케줄링과 같은 여러 가지 기술 들이 필요하다. 기존에 주로 사용되고 있는 FCFS에 의한 큐잉 정책으로는 대역폭, 지연 시간과 같은 네트워크 자원을 사용자에게 보장해 줄 수 없다. 따라서 CBQ(Class Based Queuing), WFQ(Weighted Fair Queuing) 와 같은 공평 큐잉 기법들에 대한 연구가 필요하다.

한편, xDSL 네트워크는 가입자택내에서 전화국까지의 선로상태에 민감하다. 케이

블종류, 심선상태, 간섭, 가입자 모델에서 전화국내 집선장치 또는 공동주택(APT)내의 MDF까지의 거리등에 속도제약을 많이 받는다. 이러한 거리나 간섭, 심선상태에 의한 속도 제약은 가입자 액세스망 자체의 물리적 제약요건이므로 망상태 변경을 통해서 예를 들면 심선케이블을 바꾸든가 최대한 가입자택내위치에 가까운 인접위치까지 광케이블을 공급하여 FTTH로 망변경을 하면 이러한 문제점은 해결될 수 있다. 하지만 망 내의 혼잡은 다르다. xDSL시스템가입자계와 전화국간에는 최대의 속도보장이 되고 있다고 하더라도 패킷교환망으로 이루어진 인터넷의 네트워크 특성, 광대역폭을 요구하는 다양한 응용 어플리케이션의 등장 등의 이유로 인터넷에서의 혼잡은 불가피하다고 볼 수 있다. 현재의 인터넷 환경에서의 주요 프로토콜은 TCP/IP 프로토콜이다. 패킷교환망인 현재의 인터넷망에서 TCP/IP방식의 프로토콜은 전송된 패킷들이 목적지에 도달하면 결합되어 처리되며 이때 목적지에 도달하지 못한 패킷들은 재전송되어야만 본래의 데이터가 재생되는 방식이다. 이러한 패킷교환방식은 네트워크의 자원의 활용도라는 측면에서 보면 동일한 회선을 통해서 복수의 데이터전송이 가능하기 때문에 망을 효율적으로 사용하게 해준다. 하지만 라우터를 이용한 패킷교환방식은 인터넷혼잡을 야기하는 주요원인이기도 하다. 패킷망에서 데이터 전송 순위를 살펴보면 먼저 네트워크로 유입된 패킷이 먼저 전송되는 형식 FCFS를 취하고 있다. 즉 하나의 패킷이 라우터에 도착하면 라우터는 라우팅테이블을 바탕으로 도착지를 고려하여 전송경로를 결정하게 된다. 이때 라우터에 도달하는 패킷의 수신율이 라우터 밖으로 전송되는 속도보다 빠르게 되면 라우터에 도착한 패킷은 스위치에서 대기상태에 있게된다. 이러한 대기상태는 패킷전송의 지연을 일으키거나 스위치의 버퍼가 부족할 경우 패킷 자체를 탈락시켜 전송을 거부되는 경우가 발생한다. 현재 인터넷에 설치된 라우터들은 단지 부하를 조절하기 위해 최선을 다할 뿐이지 패킷의 전송을보장하지는 않고 있다. 따라서 라우터에 먼저 유입된 패킷이 대용량의 대역폭을 요구하는 경우는 나머지 이용자들은 데이터전송에서 지연을 겪게된다. 데이터패킷 전송의 거부가 나타나는 경우 호스트 컴퓨터로 하여금 다시 한번 패킷전송을 하게 하며 때에 따라서 이러한 재전송은 네트워크 혼잡 문제를 더 심화시킬 수도 있다.

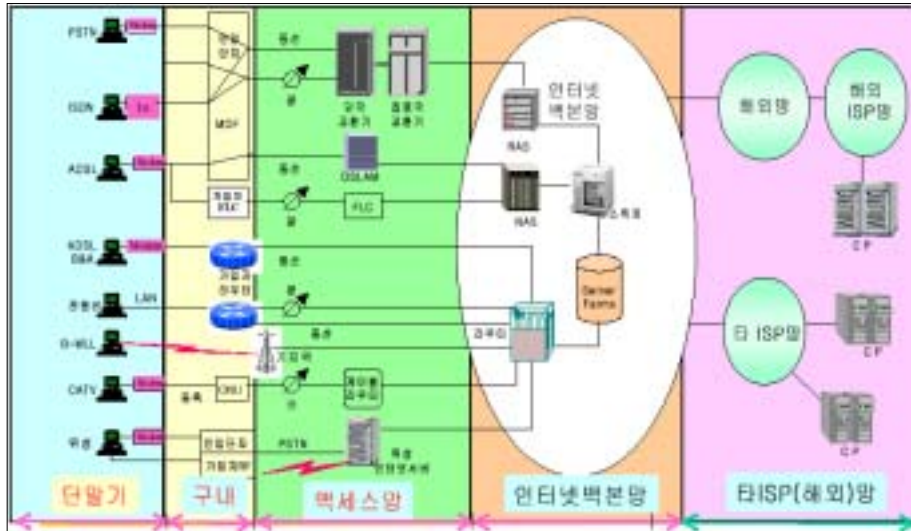


Fig. 6 KT Access Network

현재 KT에서는 가입자액세스 망으로 제공하는 ADSL/VDSL망 구조에 살펴보면 가입자계에서 액세스하는 DSLAM과 집선장치들은 다수의 가입자를 집선(DSLAM 1 시스템당 1326가입자, VDSL 1시스템당 56가입자)해서 상위 NAS(Network Access Server)나 FES(Fast Ethernet Switch)로 연결된다. 다수의 가입자 수용용량에 비해 상위 링크 접속 대역은 ADSL인 경우 155Mbps, VDSL인 경우 100Mbps로 연결된다. 트래픽용량을 고려한 집선비이지만 혼잡이 발생된 상황이라면 가입자에게 충분한 자원할당이나 공정성을 제공하기가 어렵다.

KT에서는 현재 VDSL가입자들에게 세 가지 프로파일 그룹으로 나누어 제공하고 있다.

첫째 VDSL 라이트는 상,하향 4Mb/s의 프로파일 적용

둘째 VDSL 프리미엄은 상,하향 9Mb/s의 프로파일 적용

셋째 VDSL 스페셜은 상,하향 13Mb/s의 프로파일을 적용해서 가입자에게 제공하고 있다.

VDSL네트워크는 거리에 따라 동일 프로파일의 가입자간에도 성능차이가 존재한다. 혼잡이 발생하지 않을 경우에는 이런 가입자간의 성능차이는 물리적인 차이이므로

로 망내에서 해결할 방안을 찾기는 어렵다. 하지만 혼잡이 발생할 경우에는 각 노드들 간의 성능차이를 망내부에서 패킷 스케줄링 알고리즘으로 보정해 주는 것이 가능하다.



IV. 공정 대역폭 할당 알고리즘

본 논문의 목적은 앞에서 보았듯이 망에 혼잡이 발생 시에도 가입자간 등급에 맞게 차별화 된 대역폭을 할당함에 있다. KT의 VDSL서비스 망 구조를 보면 최대 56 가입자가 집선장치(XV-3000)에서 집선 되어 100Mbps로 스위치/라우터로 링크되어 백본망쪽으로 연결되는 구조이다. VDSL네트워크에서 CBQ알고리즘이 적용되기 위해서는 가입자 공동주택 내에 있는 소형스위치/라우터단에서 CBQ알고리즘이 지원되어야 한다. 혼잡이 일어나지 않을 경우에는 즉 집선장치와 상향의 라우터단 사이의 링크대역폭에 여유가 있을 때에는 가입자 그룹별 대역폭 할당에는 큰 문제가 되지 않으므로 현재의 패킷스케줄링 방식인 FCFS를 적용하도록 하고 전 가입자가 집선장치에 수용되어 링크대역폭을 초과하면 혼잡을 감지 CBQ 알고리즘이 적용되어 가입자 profile(예약속도)과 가입자 그룹별 수용율에 기반해서 큐가 할당되어 RED가 적용되도록 하였다.

현재 서비스되고 있는 그룹을 SPL, PRE, LIT로 가입자를 구분하였으며, 각 그룹별 노드에게 공정하게 총 대역폭을 분배하는 방식을 전송속도에 맞도록 분배하는 것을 원칙으로 하였고 우선순위는 동일 한 것으로 간주하였다. 혼잡 발생 경우에 대하여 공정성을 보장하기 위하여 모든 노드에게 공정하게 총 대역폭을 분배하여야 한다. 그러나 모든 노드에게 똑같은 전송속도의 스루풋을 분배한 다면 요금에 대한 공정성이 문제가 되므로 프로파일에 기반한 가중치할당과 각 그룹별 가입자수 비율을 고려하여 알고리즘을 고안하였다. 따라서 혼잡이 발생할 경우 그룹별로 대역을 할당함에 있어 그룹별 프로파일에 비례하며 가입자가 특정그룹에 집중될 경우 또는 특정그룹의 가입자수가 적을 경우에도 그룹간 차별화 대역을 제공할수 있는 방안을 제시한다.

먼저 혼잡상황을 판단하는 알고리즘은 다음과 같다.

집선장치에 수용된 전가입자를 상향의 스위치/라우터단과 연결된 링크 총 대역폭으로 나누면 가입자당 최대 가용할당 대역폭 B_{av} 를 계산할 수 있다. 예를 들면 100 Mbps의 링크대역을 56가입자로 나누면 가입자당 대략 1.78Mbps밖에 제공할 수 없다. 이것은 망 혼잡상황에서 동일한 대역으로 나누어 가진다고 가정할 때 가입자당 최대 할당받을 수 있는 대역폭이다. 따라서 역으로 가정을 해보면 혼잡이 일어나지

않는다는 조건은 집선장치와 상향 소형스위치/라우터단 링크가 각그룹별 프로파일속도와 가입자수의 곱의 합보다 클때 즉 $B_{link} > LIT \times G1 + PRE \times G2 + SPL \times G3$ 일때만 대역에 여유가 있어 각그룹별 프로파일 속도를 만족시키게 된다. 따라서 혼잡판단의 기준에는다음과 같이 세가지 경우를 가정할 수 있다.

첫째 최악의 혼잡상황 $B_{link} \leq LIT \times (G1 + G2 + G3)$ 인 경우로 가용 할당 대역폭 B_{av} 가 LIT 즉 4Mbps보다 작은 경우이다.

둘째 중간 상태의 혼잡 상황 으로 $LIT \times (G1 + G2 + G3) < B_{link} \leq LIT \times G1 + PRE \times (G2 + G3)$ 인 경우 가용대역폭 B_{av} 가 4Mbps보다 크지만 9Mbps보다 작은 경우가 된다.

셋째 $LIT \times G1 + PRE \times (G2 + G3) < B_{link} \leq LIT \times G1 + PRE \times G2 + SPL \times G3$ 인 경우로 이경우에는 가용대역폭 B_{av} 는 9Mbps보다 크지만 13Mbps보다는 작은 경우가 된다. 위의 세가지 경우중 어떤경우에 해당되든 어쨌든 망은 혼잡상태에 있는 상황이 되어 대역폭을 차별화 되게 나눌 필요가 있게 된다.

하지만 링크대역에 여유가 있어 전그룹 전가입자 수용량이 링크대역폭 보다 적을 경우에는 굳이 차별화된 대역폭 할당을 적용하지 않더라도 현재의 인터넷 스케줄링 방법 FCFS/Drop Tail을 적용하더라도 각 그룹 가입자별 차별화된 자신의 대역폭을 할당 받는다.

< 혼잡판단 알고리즘 >

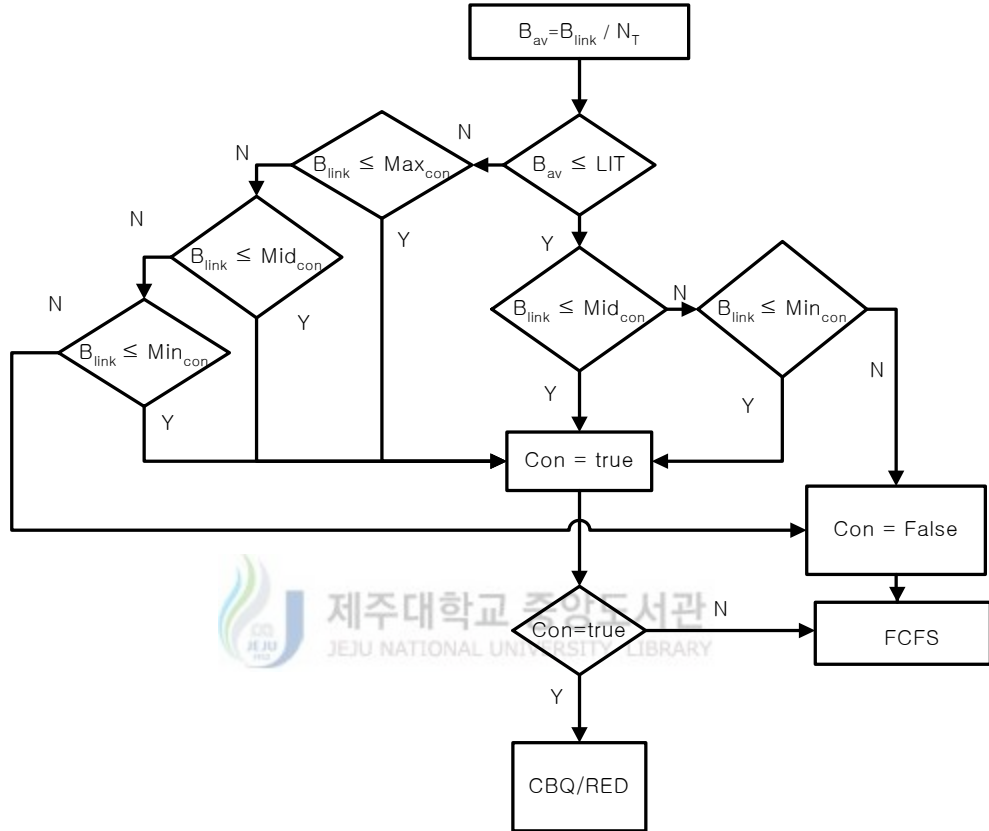


Fig. 7 Algorithm for acknowledgement Congestion

$$Max_{con} = LIT \times (G1 + G2 + G3)$$

$$Mid_{con} = LIT \times G1 + PRE \times (G2 + G3)$$

$$Min_{con} = LIT \times G1 + PRE \times G2 + SPL \times G3$$

$G1$: Number of Special Group users

$G2$: Number of Premium Group users

$G3$: Number of Lite Group users

B_{link} : Link bandwidth

B_{av} : available Bandwidth

N_T : Total Number of users

< 공정 대역폭 할당 알고리즘 >

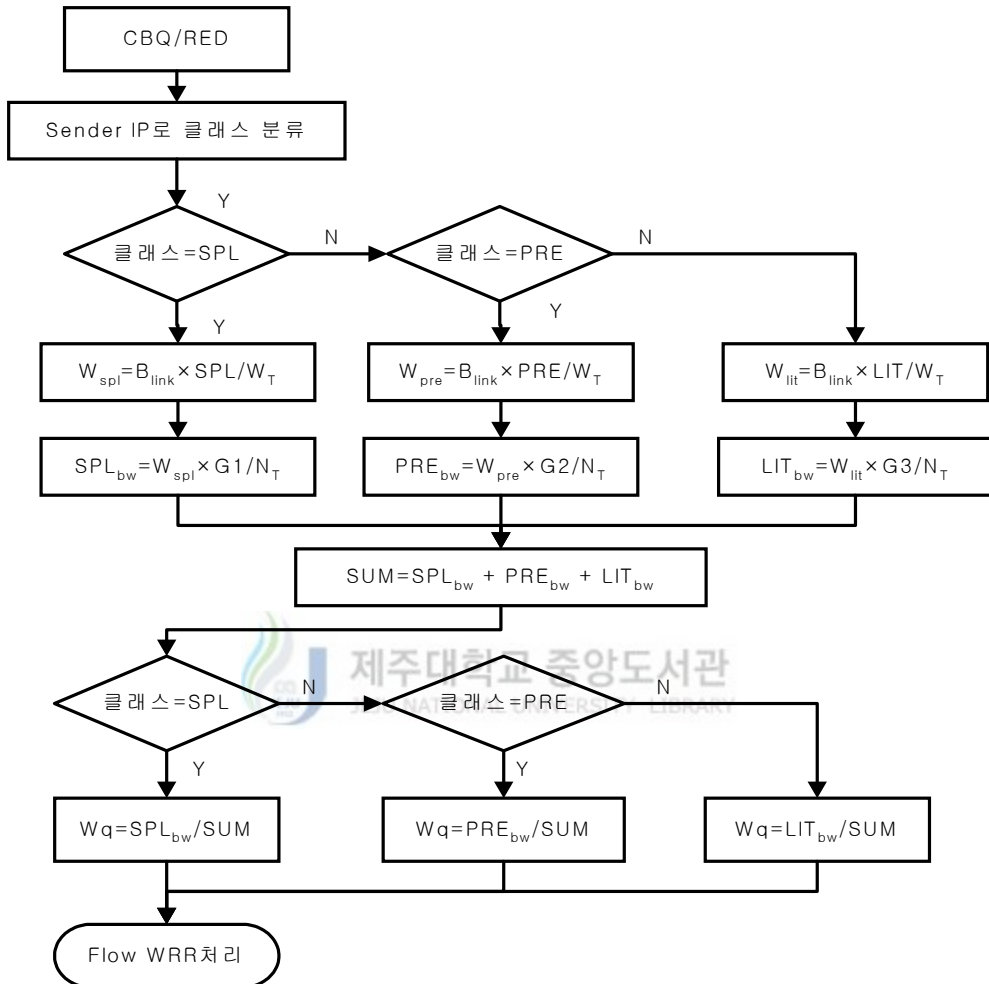


Fig. 8 Fair Bandwidth Allocation Algorithm

$W_{spl}, W_{pre}, W_{lit}$: Bandwidth based on Each Profile rate

$SPL_{bw}, PRE_{bw}, LIT_{bw}$: Request Bandwidth based on users for each group

W_q : CBQ queue allotment weight

V. 시뮬레이션 및 결과분석

1. 시뮬레이션 모델

VDSL망에서의 가입자그룹간 공정 대역폭 할당을 위해서 간략화한 모델을 설정한다. 망모델은 현재 KT에서 서비스하는 제주시내에 위치한 공동주택(APT) 중흥S클래스를 모델로 설정하여 구성하였다. VDSL네트워크 구성은 전화국에서 공동주택까지는 Gbe로 1Gbps의 광링크로 연결되어있으며 공동주택내의 MDF에 소형스위치/라우터(V5124) 1시스템과 VDSL집선장치(XV-3000) 5개 시스템이 각각 100Mbps로 링크되어 있다. VDSL 한 시스템당 수용 가능 가입자는 최대 56가입자이다. 시스템당 가입자 수용은 VDSL집선장치에 포트별로 Profile에 맞는 속도가 할당되어 설정되고 가입자 포트는 random하게 설정 되어 있다. 1 ~ 4번 시스템은 가입자수용률이 거의 full에 가까우며 5번 시스템은 아직 수용이 덜되어 가입자 포트에 여유가 있는 상황이다. 시뮬레이션은 진가입자(56포트)가 full로 수용된 상황과 포트에 여유가 있어 링크대역이 가입자 수용대역보다 클때의 상황을 갖고 시험하고자 한다.

설정 모델은 다음과 같다.

먼저 VDSL네트워크에서 현재 DHCP서버 역할을 하는 소형스위치V5124에 CBQ가 할당되도록 가정을 했다. CBQ는 IP어드레스를 갖고 각 flow를 분류하기 때문에 CBQ를 두는 위치를 소형 스위치/라우터(V5124)로 설정하였다.

라우터와 Sink간에는 100Mbps와 지연시간은 20ms로 설정하였으며, 가입자와 라우터간에는 56가입자가 세 그룹 SPL, PRE, LIT 간의 13Mbps, 9Mbps, 4Mbps로 설정되었으며, 모든 링크의 지연시간은 그룹별로 2ms, 5ms, 7ms로 설정하였다. 또한 TCP network 구성은 TCP Tahoe , Reno, Vegas를 이용하여 실험하였으며, Packet Size는 1024 bytes이고, Cwnd Size는 1024 bytes, 큐 제한 값을 100으로 설정하였고, CBQ 알고리즘은 CBQ-WRR알고리즘을 적용하고 Top-level Link Sharing기능을 사용하여 borrow를 가능하도록 하였으며 큐는 DropTail과 RED를 적용하였다.

시뮬레이션 모델은 Fig. 9와 같다.

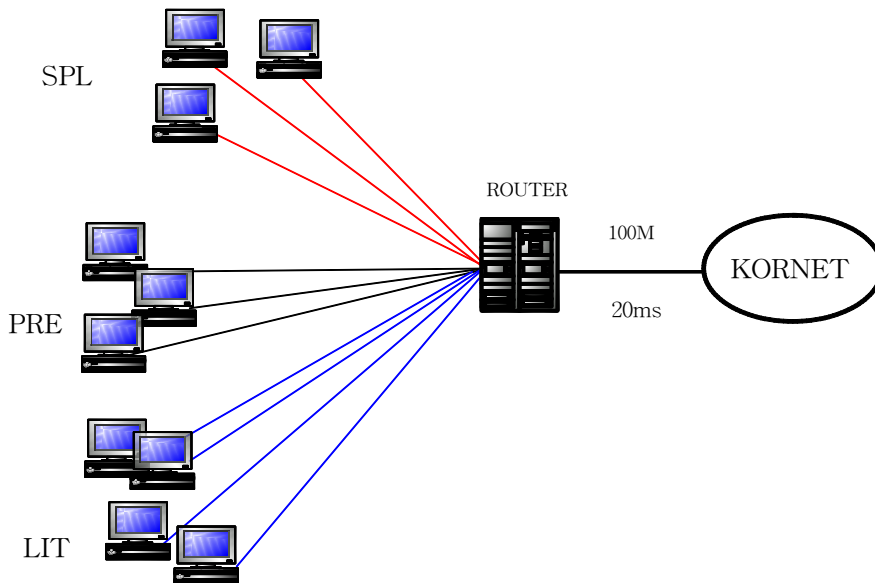


Fig. 9 Simulation Model

시뮬레이션을 위해서 네트워크 시뮬레이터인 NS-2을 사용하였으며, TCP 환경은 Tahoe, Reno, Vegas를 가변 시키면서 시험하였다. TCP 패킷의 크기는 1024 bytes, 그리고 sender쪽의 cwnd 는 1024 bytes로 동일하게 설정하였다. 응용계층의 흐름은 ftp를 가정하였으며, 시뮬레이션 시나리오는 보내는 쪽이 100초 동안 ftp를 계속 발생하는 것으로 설정하였다.

테스트 데이터는 다음과 같다.

Table. 4 Test Data

그룹	혼잡 상황(Sim1)		비혼잡 상황(Sim2)	
	Node	Delay(ms)	Node	Delay(ms)
SPL	10	2	1	2
PRE	16	5	6	5
LIT	30	7	2	7

2. 시뮬레이션 결과 및 성능 분석

Sim 1의 조건에 대해서 Fig. 10에서 Fig. 13까지는 TCP/Tahoe 방식에 대한 시뮬레이션 결과를 보여 준다. Fig. 10은 현재의 패킷스케줄링 방식과 버퍼제어 방식 FCFS/DropTail을 적용했을 때의 결과로서 그룹별 전송량을 보여주고있다.

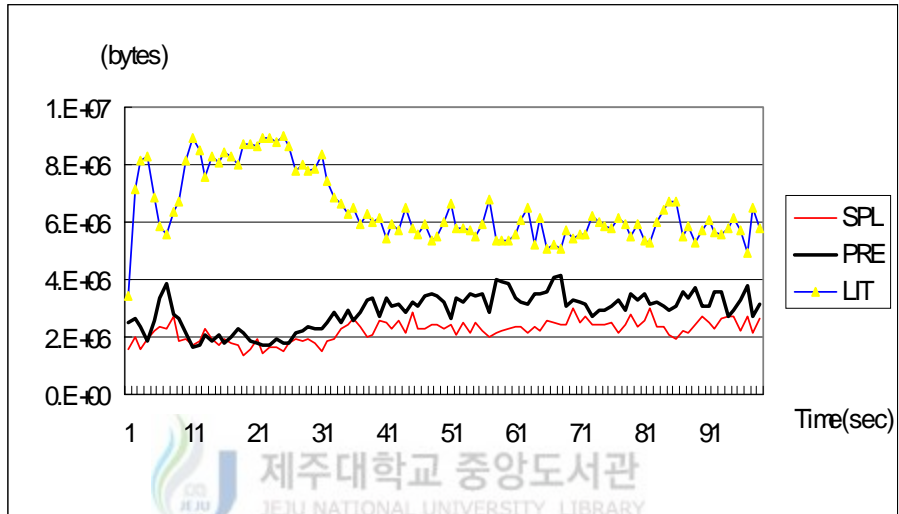


Fig. 10 TCP/Tahoe1 FCFS/DropTail for Sim 1

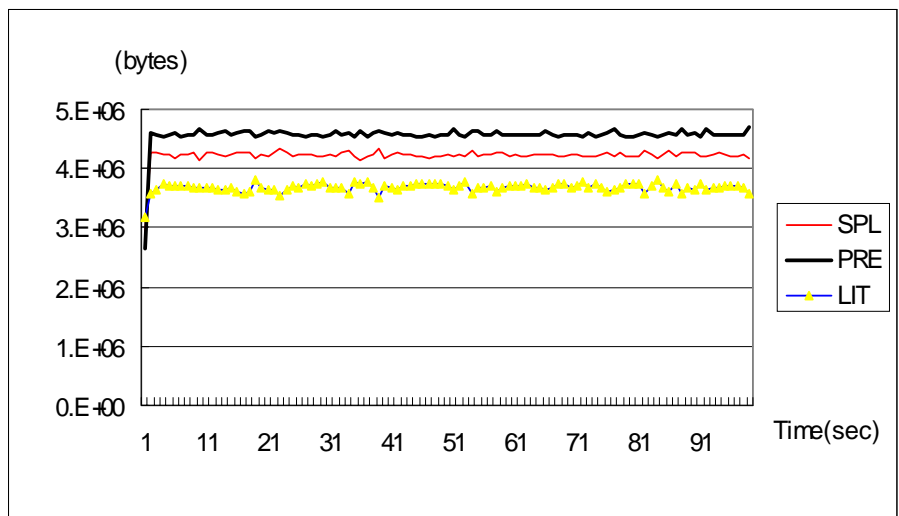


Fig. 11 TCP/Tahoe CBQ/RED for Sim 1

Fig. 11은 혼잡을 판단하여 공정대역할당 알고리즘이 적용된 후의 결과이다.

Fig. 10와 Fig.11에서 비교해보면 Fig. 10인 경우 LIT그룹의 전송량이 PRE와 SPL 그룹보다 더욱 많이 차지함을 알 수 있다. 상향으로 링크대역폭(100Mbps)보다 많은 부하가 걸렸을 때 동시 접속상황이 발생하면 가입자 그룹간 차별화된 대역 할당이 불가능 함을 보여준다.

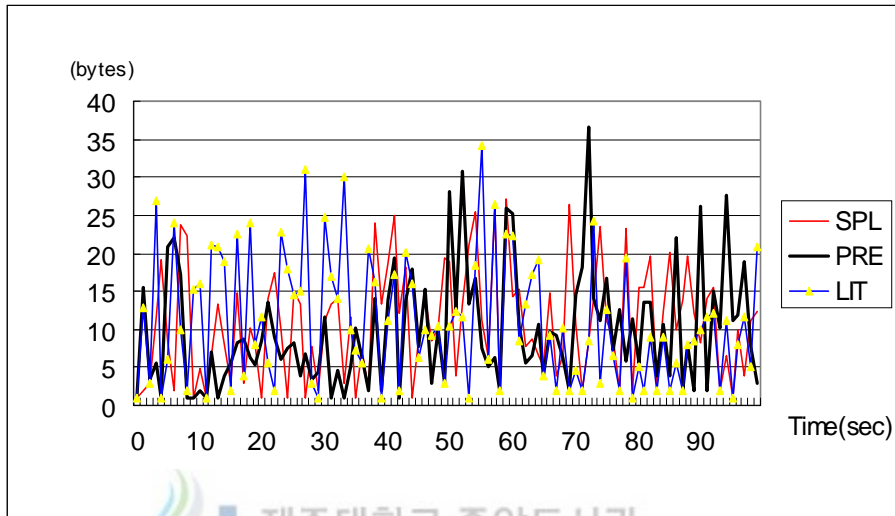


Fig. 12 TCP/Tahoe FCFS/DropTail cwnd

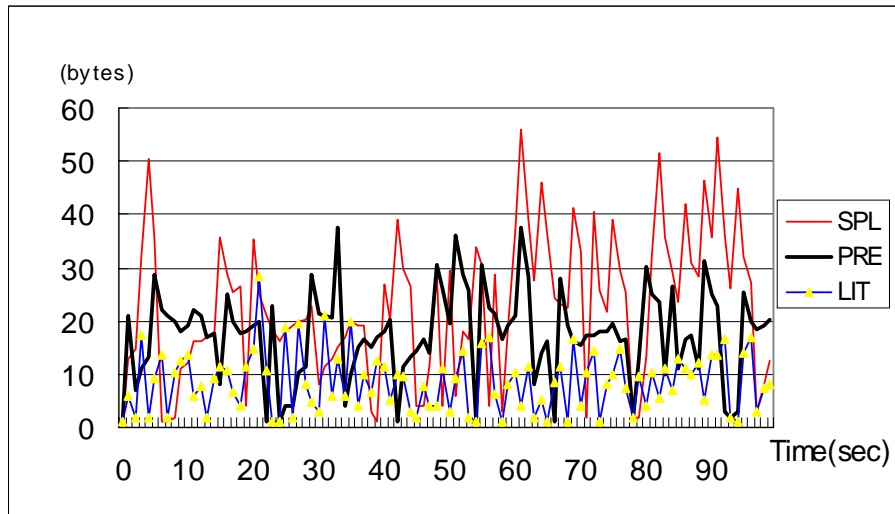


Fig. 13 TCP/Tahoe CBQ/RED cwnd

Fig. 12와 Fig 13은 SPL, PRE, LIT그룹의 첫번째 송신측 노드의 평균적인 혼잡원

도우의 변이를 보여준다. Fig. 12, Fig.13을 서로 비교해보면 평균적인 혼잡윈도우의 크기가 혼잡상태에서 FCFS/DropTail인 경우는 LIT그룹이 오히려 SPL그룹보다 크게 나오나 CBQ/RED 적용 후에 그룹간에 차등적으로 보여줌을 알수 있다. 그리고 cwnd의 변이를 보면 FCFS/DropTail방식에서는 cwnd=1이되는 상황 즉 Slow start를 경험하는 횟수가 SPL, PRE, LIT 각각 9회를 경험하는 반면 CBQ/RED를 적용시에는 SPL 4회, PRE 6회, LIT 9회를 보인다.

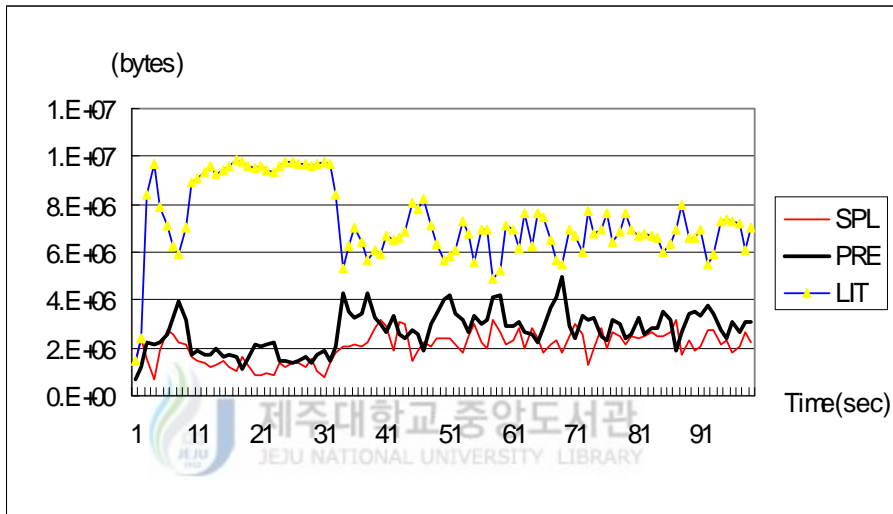


Fig. 14 TCP/Reno FCFS/DropTail for Sim 1

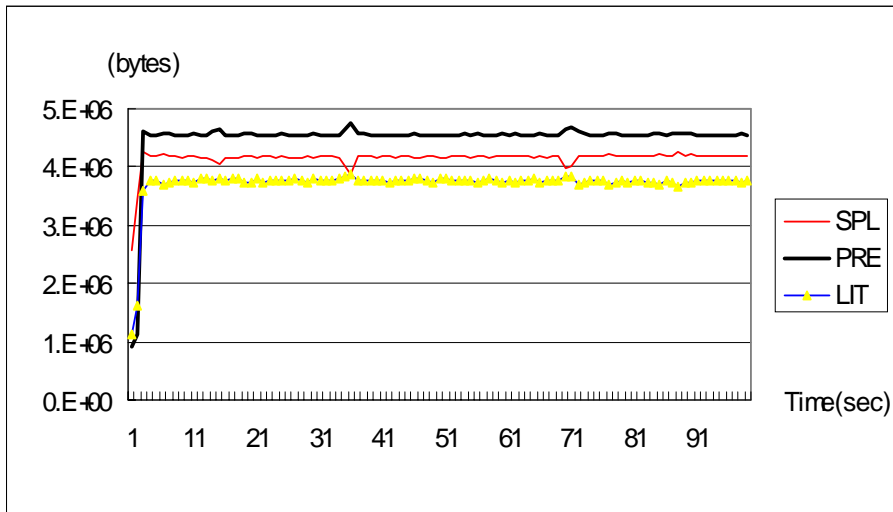


Fig. 15 TCP/Reno CBQ/RED for Sim 1

Fig. 14에서부터 Fig. 17까지는 Sim 1의 조건에 대해 TCP/Reno 방식에 대한 결과를 나타낸다. FCFS/DropTail 적용시와 CBQ/RED적용시 Tahoe와 마찬가지로 차별화된 결과를 보여준다 TCP/Tahoe와의 가장 큰 차이점은 fast recovery기능이 추가되어서 Fig. 10과 Fig. 14를 비교해보면 Fig. 14 에서 11초에서 31초사이의 LIT그룹의 결과를 보면 손실된 세그먼트를 재전송 한후에 Slow start가 아닌 빠른 회복 단계를 수행하므로 Tahoe일때의 결과보다 평탄함을 알수 있다.

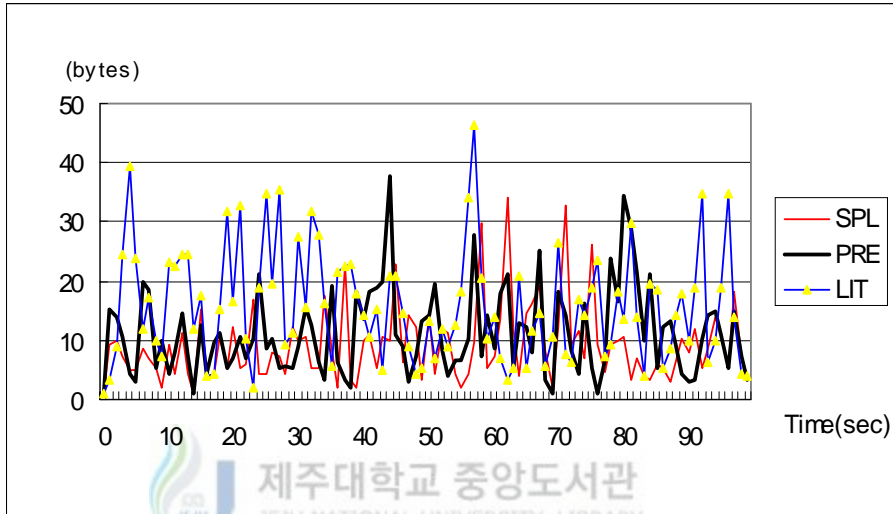


Fig. 16 TCP/Reno FCFS/DropTail cwnd

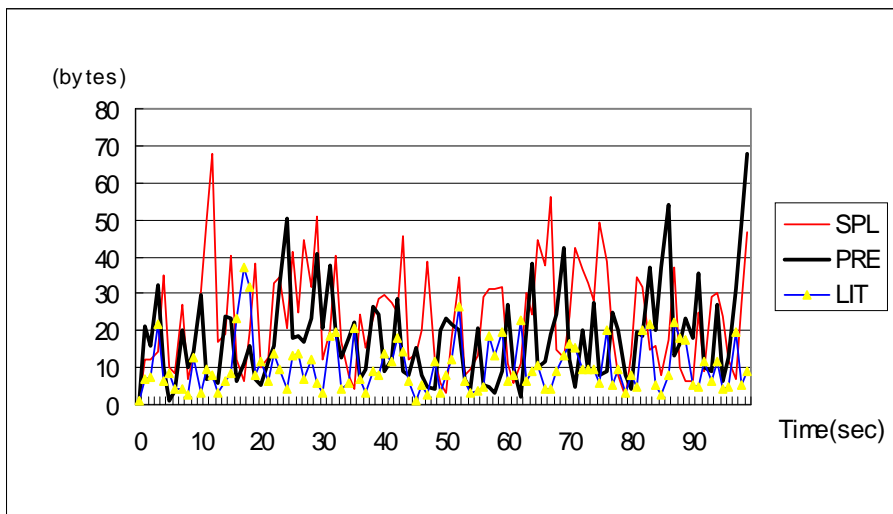


Fig. 17 TCP/Reno CBQ/RED cwnd

TCP/Reno에서 cwnd의 변이를 보면 TCP/Tahoe와 비교해서 cwnd=1인 상황 즉, Slow start를 경험하는 횟수가 적음을 알 수 있다. 이것은 Reno의 혼잡제어특성인 Fast Recovery에 의함을 보여준다.

Fig. 18에서 Fig. 21까지는 TCP/Vegas에 대한 결과이다. Vegas는 패킷손실과 관계없이 예측된 전송률과 실제측정된 값을 통해 혼잡발생 여부를 감지하는 방법이므로 윈도우사이즈의 변화가 일정함을 보여준다.

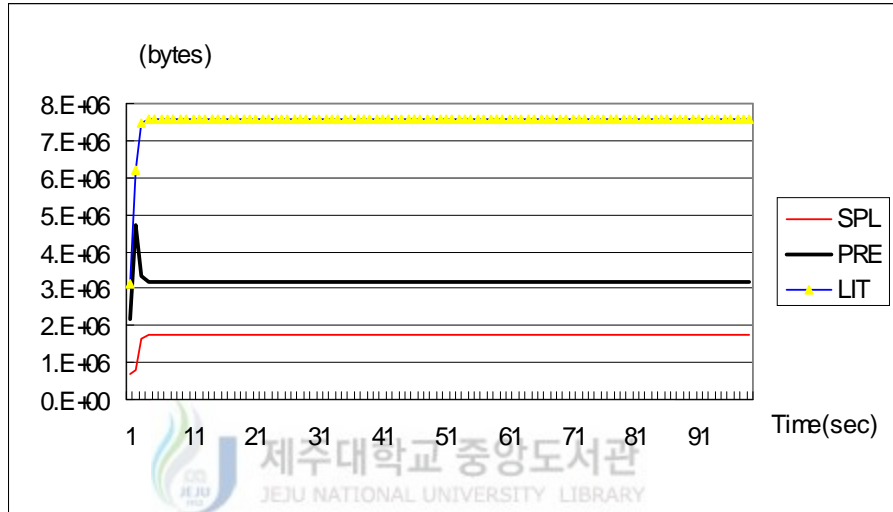


Fig. 18 TCP/Vegas FCFS/DropTail for Sim1

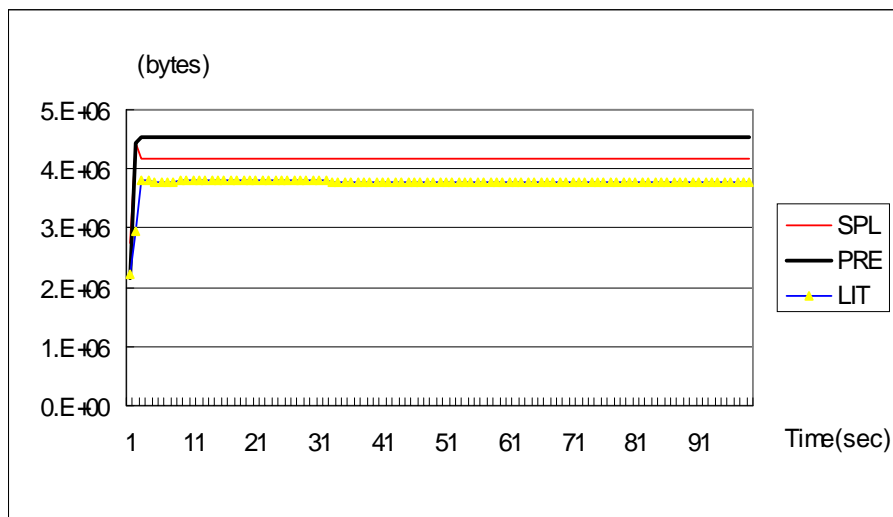


Fig. 19 TCP/Vegas CBQ/RED for Sim1

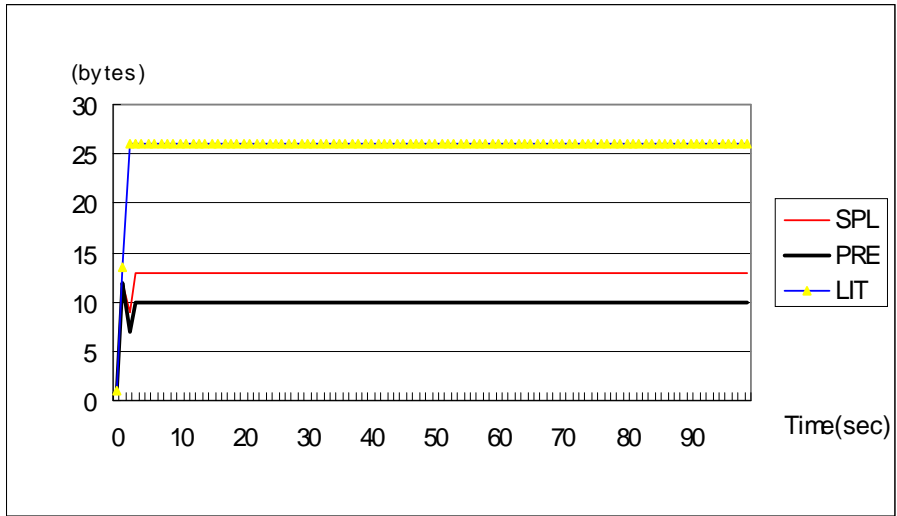


Fig. 20 TCP/Vegas.FCFs/DropTail

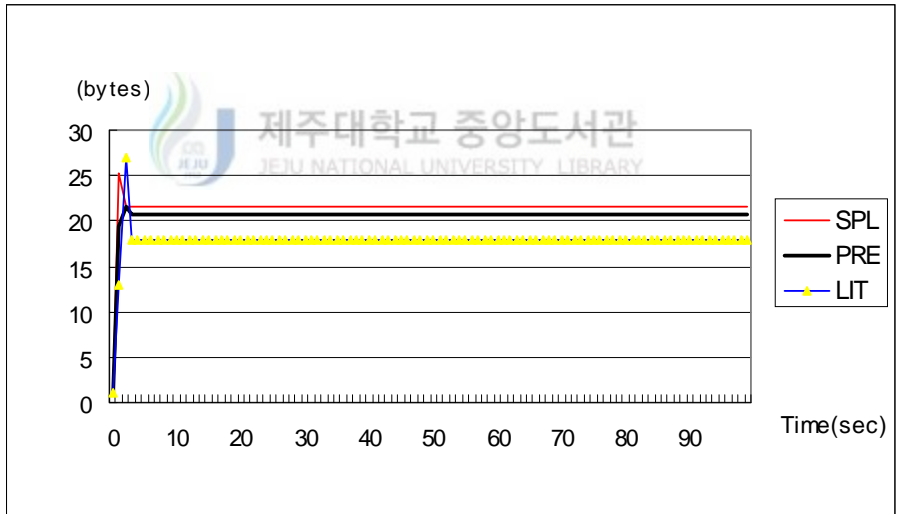


Fig. 21 TCP/Vegas CBQ/RED cwnd

Fig. 10 ~ Fig. 19까지 결과에서 보여주듯이 현재의 스케줄링방법과 버퍼관리방법에서 혼잡이 발생하면 가입자당 맺은 profile조건이 무의미 하다고 할수 있다.

여기서 각 방식별 가입자당 점유대역폭을 계산해 보면 Table. 4와 같이 나온다.

Table. 4 Bandwidth allocation between users

TCP	스케줄링/Queue	Special	Premium	Lite
Tahoe	FCFS/DropTail	1.6729	1.3682	1.6330
	CBQ/RED	3.1870	2.1541	0.9264
Reno	FCFS/DropTail	1.1679	1.2303	1.6257
	CBQ/RED	3.1104	2.2975	0.8426
Vegas	FCFS/DropTail	1.5466	1.2747	1.8392
	CBQ/RED	3.1371	2.1335	0.9482

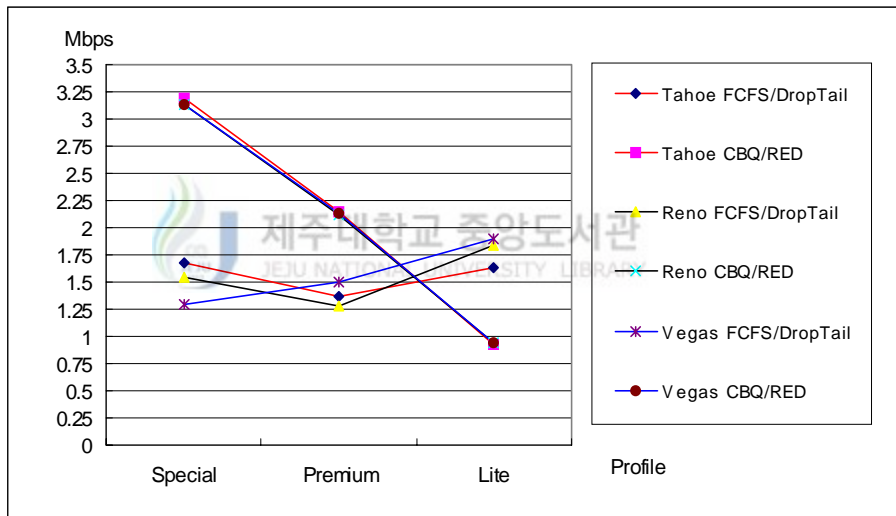


Fig. 22 Bandwidth allocation between users

Fig. 22에서 보는 바와 같이 CBQ/RED를 적용함으로써 가입자그룹간 차별화된 대역폭 할당이 이루어짐을 알수 있다.

Fig. 23 ~ Fig. 26까지는 Sim 2에 대한 실험 결과이다. Sim 2의 조건은 집선장치에 수용율이 링크대역폭에 비해 적은 조건으로 혼잡이 일어나지 않을 상황을 가정한 조건이다. 결과에서 알수 있듯이 패킷스케줄링 방법과 버퍼관리 방법에 따른 차이가 별로 없다.

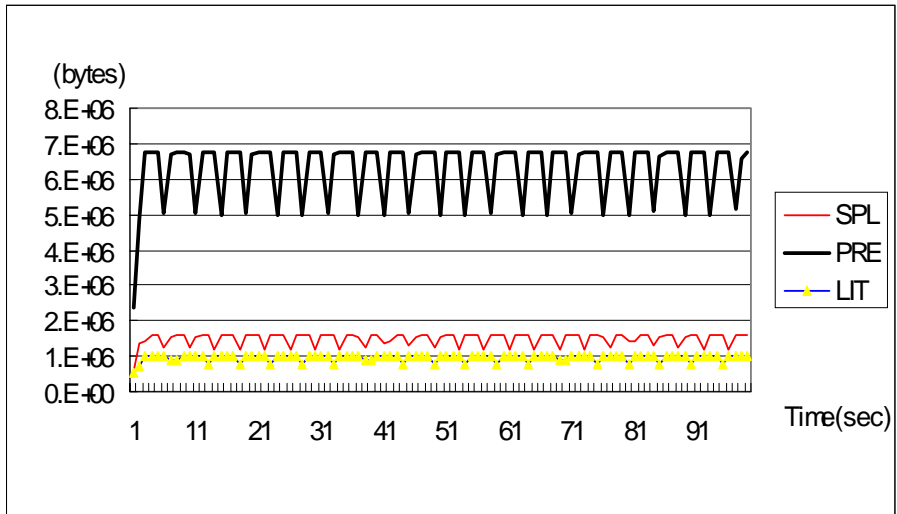


Fig. 23 TCP/Tahoe FCFS/DropTail for Sim 2

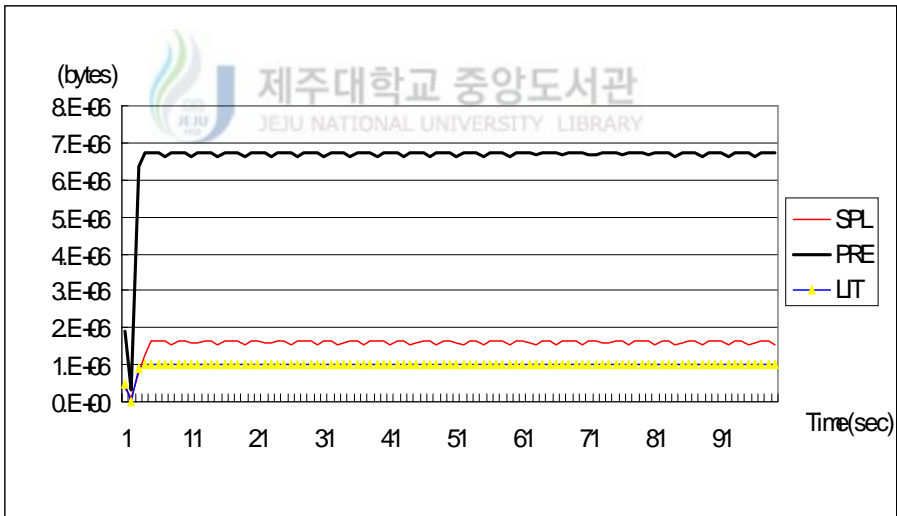


Fig. 24 TCP/Reno FCFS/DropTail for Sim 2

Fig. 23과 Fig. 24는 Tahoe와 Reno에서의 Sim 2조건에 대한 결과이다. 링크대역에 여유가 있는 조건이므로 패킷스케줄링 기법에 관계없이 그룹간 대역폭을 점유함에 있어서 경쟁이 없음을 알수 있다.

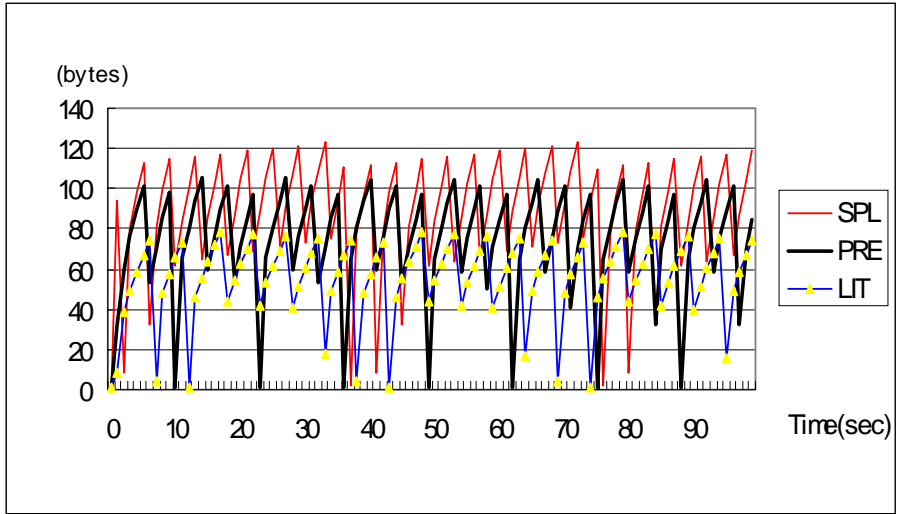


Fig. 25 TCP/Tahoe FCFS/DropTail cwnd

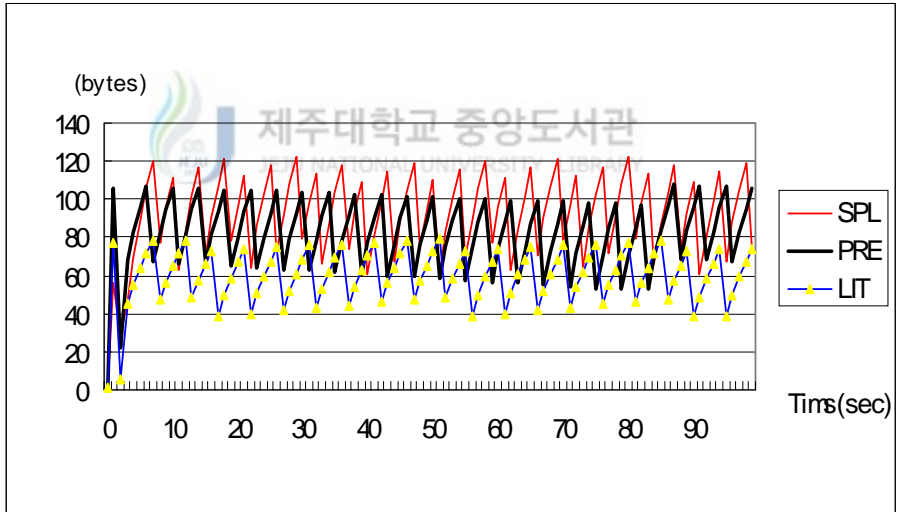


Fig. 26 TCP/Reno FCFS/DropTail cwnd

Fig. 25와 Fig. 26은 Sim2 조건에서의 Tahoe와 Reno방식의 cwnd의 변이를 보여준다. 그림에서 알수 있듯이 Sim 2의 조건에서는 그룹간 경쟁은 보이지 않고 있다. 다만 Tahoe와 Reno의 가장 큰 차이점인 혼잡제어에 있어 Fast recovery의 기능 때문에 Sim 2의 조건에서는 Tahoe와는 달리 Reno방식인 경우 초기시작시간에만 cwnd=1을 경험함을 알수 있다.

Table. 5 Bandwidth allocation between users

TCP	스케줄링/Queue	Special	Premium	Lite
Tahoe	FCFS/DropTail	11.33087	7.92473	3.59573
	CBQ/RED	11.32767	7.92487	3.59566
Reno	FCFS/DropTail	11.78116	8.31571	3.71429
	CBQ/RED	11.64246	8.31577	3.71422
Vegas	FCFS/DropTail	12.13295	8.40151	3.74596
	CBQ/RED	12.11670	8.40284	3.74592

Tabel. 5 에서 알 수 있듯이 링크대역에 여유가 있을 때는 패킷스케줄링기법에 관계없이 가입자 profile당 점유대역에는 차별화가 이루어진다.

혼잡윈도우(cwnd)의 변화를 살펴보면 Table. 6과 같이 그룹별 평균 cwnd를 보여준다.

 제주대학교 중앙도서관
Table. 6 Congestion Window Size

	TCP	Type	Special	Premium	Lite
Sim 1	Tahoe	FCFS/DropTail	10.847	9.767	11.012
		CBQ/RED	22.743	17.385	8.521
	Reno	FCFS/DropTail	9.141	11.126	15.764
		CBQ/RED	23.161	17.955	10.225
	Vegas	FCFS/DropTail	12.668	9.900	25.625
		CBQ/RED	21.366	20.425	17.870
Sim 2	Tahoe	FCFS/DropTail	87.735	73.459	55.027
		CBQ/RED	87.363	73.510	54.986
	Reno	FCFS/DropTail	91.519	81.852	59.680
		CBQ/RED	89.996	81.862	59.680
	Vegas	FCFS/DropTail	74.085	57.521	29.067
		CBQ/RED	73.967	57.539	29.082

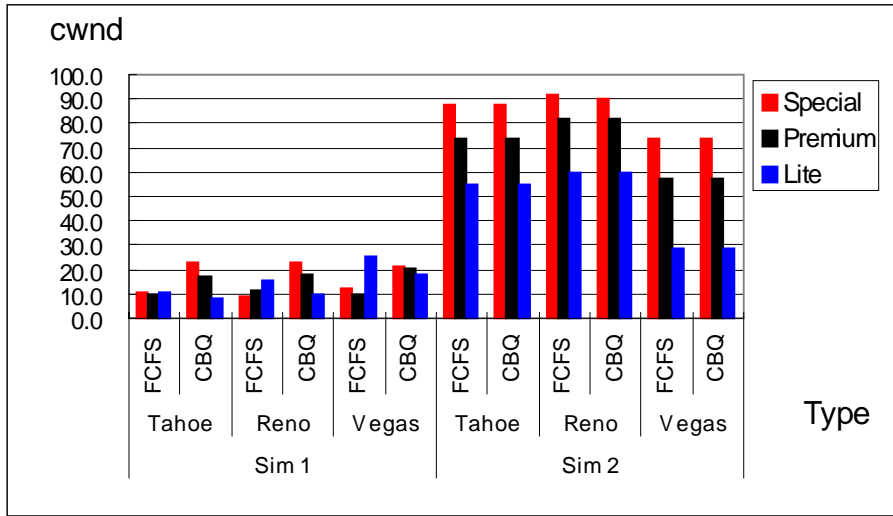


Fig. 27 mean-Congestion Window Size for each group

전체적인 각 TCP 방식별 성능을 비교해보면 다음과 같다.

Table. 7 ThroughPut

Sim 조건	TYPE	Tahoe(Mbps)	Reno(Mbps)	Vegas(Mbps)
혼잡환경 (Sim 1)	FCFS/DropTail	87.61108	91.03645	93.70491
	CBQ/RED	94.12605	93.33213	93.95263
비혼잡환경 (Sim 2)	FCFS/DropTail	66.07070	69.10400	70.03395
	CBQ/RED	66.06819	68.96553	70.02555

결과를 종합해보면 혼잡환경인 Sim 1 조건의 실험에서 Tahoe인 경우 가입자별 대역 할당이 현재의 방식(FCFS/DropTail)인 경우 Special이 35.79%, Premium 29.27%, Lite 34.93%이고 CBQ-WRR/RED 알고리즘을 적용후에 각각 50.85%, 34.36%, 14.78%로 할당이 되었다. Reno인 경우 FCFS/DropTail에서 33.18%, 27.35%, 39.46%가 할당이 되었으나 CBQ-WRR/RED 적용후에 50.63%, 34.26%, 15.10%가 각각 할당되었다. Vegas 인 경우에는 FCFS에서 27.53%, 32.14%, 40.32%였으나 CBQ-WRR/RED 알고리즘 적용 후 50.44%, 32.14%, 40.32%가 각각 할당되었다. Tahoe, Reno, Vegas의 성능을 각각

비교해보면 6.5149M, 2.2956M, 0.2477Mbps의 향상을 가져왔다.

비혼잡환경인 Sim 2의 조건에서는 전체적인 성능은 오히려 FCFS/DropTail을 사용할 때가 나음을 알 수 있다. 이것은 혼잡이 아닌상황에서는 굳이 CBQ를 사용하지 않아도 자신의 링크대역폭에 여유대역이 있으므로 CBQ와 같이 큐를 클래스별로 분할해서 클래스별로 서비스할 필요가 없음을 보여준다.



VI. 결 론

현재의 최선형(Best-effort)서비스 구조인 인터넷 상황에서는 혼잡이 발생하면 VDSL시스템은 서서히 성능이 저하되고 가입자 등급별 차별화된 대역폭 할당은 불가능하게 되고 심하면 시스템이 다운될 수도 있다. ISP업자들은 망 상태를 항상 정상상태로 유지하고 가입자간에 SLA(Service Level Aggrement)를 만족시켜야 함은 당연한 일이다. 하지만 높은 대역폭을 요구하고 다양한 응용 서비스가 증가하고 있는 지금 혼잡이 일어날 조건은 항상 잠재되어 있다. 본 논문에서는 현재의 초고속 인터넷 망(VDSL)에서 가입자 Profile등급에 따라 다양한 등급별로 서비스되고 있는 인터넷 서비스에서 혼잡이 발생하면 링크대역폭, ISP와 가입자간 profile rate, 가입자 노드수에 기반해서 혼잡을 판단하여 패킷스케줄링 기법인 CBQ-WRR을 사용하여 가입자 profile간의 차별화를 두고 동적 큐관리 메카니즘인 RED를 사용하여 망 내 혼잡을 제어하는 방안을 제시하였다. 그리고 TCP-Tahoe, Reno, Vegas 방식별로 현재의 서비스 상황(FCFS/DropTail)과 비교실험, 성능분석을 하였다.

실험결과 망이 혼잡이 발생하면 현재의 스케줄링 방식과 큐관리 기법인 상황에서는 Tahoe인 경우 Special 가입자당 평균 대역할당비가 35.79 %, Premium 29.27 %, Lite 34.93 %를 나타내었으나 CBQ/RED공정대역 할당알고리즘을 적용하면 Special 50.85 % Premium 34.36 %, Lite 14.78 %의 대역할당비를 나타내었다. 그리고 전체적인 throughput에서도 Tahoe 7.436 %, Reno 2.521 %, Vegas 0.264 %의 성능 향상을 나타낸다. 이러한 상황에서 가입자간 서비스의 차별화를 위해서는 VDSL 집선장치 후단의 DHCP서버 기능을 하는 소형스위치/라우터 단에서 혼잡을 판단해서 CBQ의 WRR스케줄링 기법과 RED와 같은 큐관리 메카니즘이 요구된다.

향후 연구과제로는 큐잉관리기법에 따라 전송 트래픽에 대하여 서로 다른 지연이나 성능 특성을 보이므로 다양한 응용들이 존재하는 현재의 인터넷트래픽 특성에 맞추어서 TCP노드간 공정성만이 아닌 QoS를 보장하면서 차별화된 서비스를 지원할 수 있는 다양한 패킷스케줄링 방법과 큐잉 메카니즘에 대한 연구가 이루어져야 한다.

참고문헌

ADSL forum : <http://www.adsl.com>

ADSL 네트워킹, KT 지식관리 시스템 <http://kms.kt.co.kr>

Bertsekas, D., and R. Gallager, "Data Networks", Second Edition. Prentice Hall, 1992

D. J. Rauschmayer, ADSL/VDSL Principles, A Practical and Precise Study of Asymmetric Digital Subscriber Lines and Very High-Speed Digital Subscriber Lines, Macmilan 1999

Kevin Fall, Sally Floyd, "Simulation based Comparison of Tahoe, Reno, and SACK TCP", Comp. Commun.Rev., July, 1996

RFC1633, Integrated Service in the Internet Architecture, An Overview, July 1994

RFC2001, W. Stevens, January 1997, "TCP Slow Start, Congestion Avoidance, Fast Retransmit, and Fast Recovery Algorithms"

RFC2474, K. Nichols, S. Blake, F. Baker, D. Black, December 1998, "Definition of the Differentiated Services Field (DS Field) in the IPv4 and IPv6 Headers"

RFC2475, S. Blake, D. Black, M. Carlson, E. Davies, Z. Wang, W. Weiss December 1998, "An Architecture for Differentiated Service"

S. Floyd, V. Jacobson, "Link Sharing and Resource Management models for packet Networks", IEEE/ACM Trans. Networking, vol 3, 1995

Sally Floyd, Kevin Fall, "Promoting the Use of End to End Congestion Control in the Internet", IEEE/ACM Trans. Networking, Vol 7, No. 5, August 1999

Sally Flyod and Michael Francis Speer, Experimental Results for Class-Based Queueing, November 11, 1998

Takayuki Aoki, Implementation Methods of Differentiated Services by Using CBQ with Dynamic Bandwidth Decision Method for Network Processors, University of Tsukuba, February 2002

V. Jacobson, "Congestion Acoidance and Control", ACM SIGCOMM 88, Augst, 1988

김종권, "QoS 지원을 위한 패킷 스케줄링 알고리즘", Telecommunication Review
제 10권 3호, p,482~484, SK Telecom, 2000.6

권근범, 정부영, VDSL기술 및 표준화 동향, KT연구개발본부 기술평가센터 기술표
준팀

김대영, 김은범, 김동춘, 안기중, "TCP 망에서 동적 큐 관리 알고리즘", 제주대학교
첨단기술연구소 논문집 제 호, p. , 2002

김재근, "국내의 전송기술 현황", ETRI, 1997

노장래외, "광가입자망의 전략적 진화", ETRI, 1997

윤차현, "초고속 액세스망의 효율적 진화 전략", 한국과학기술원 1999

이재진, "VDSL 표준화 기술동향", KT통신망연구소 2002.3



감사의 글

직장일과 병행해서 대학원생활을 한다는게 그렇게 쉽지만은 않았습니다. 강의 참석하려고 강의가 있는날은 땀들이처럼 사무실을 빠져나오게되고 일부러 강의시간표에 맞춘 교대근무시간표, 휴가등, 어떻게 지나왔는지 벌써 대학원 생활을 접을 시간이 되었습니다. 순간 순간 좌절도 하고 내가 왜 이것을 하고 있나 하는 생각에 포기하고 싶은 순간도 여러번이었습니다. 하지만 지나고 나면 아쉬움이 남는 건 어쩔수가 없나 봅니다. 배워야 알게되고 알고 나면 자신이 정말 조금밖에는 아는 게 없다는 것을 새삼 느끼게 됩니다. 지난 2년6개월이란 시간이 저에게는 인생에 있어 가장 큰 무언가를 배우고 느끼게 된 소중한 시간이었습니다. 그동안 저에게 도움을 주신 많은 분들께 감사의 마음을 전하고 싶습니다.

먼저 여러 가지로 부족한 저를 받아 주시고 이 글을 쓸 수 있게 되기 까지 아낌없이 지도편달을 해주신 안기중 교수님께 진심으로 감사드립니다. 그리고 항상 따뜻한 관심과 세심한 배려를 해주신 김장형 교수님, 변상용 교수님,곽호영 교수님, 이상준 교수님, 송왕철 교수님, 변영철 교수님께도 감사드립니다.

그리고 밤을 새워 가며 이 논문을 쓰기까지 도움을 주신 같은 연구실의 박사과정 김대영, 김동춘선배님 그리고 석사과정 김은범, 이관홍, 고혁준, 고봉수, 김은수씨에게 감사의 글을 전합니다.

그리고 대학원 동기이지만 사회의 선배님들이신 정태백, 김희삼, 문남원씨에게도 이 지면을 빌어 진심 어린 고마움을 전합니다.

끝으로 항상 아낌없는 사랑으로 저를 지켜봐 주시는 부모님, 장모님, 사랑하는 신영에게 이 논문을 드립니다.