

OBS WDM 망에서 비 할당된 채널 개방시간을 이용한 효율적인 채널 스케줄링 기법

정희원 조석만*, 김선명**, 최덕규**

Efficient Channel Scheduling Technique Using Release Time Unscheduled Channel Algorithm in OBS WDM Networks

Seok-man Cho*, Sun-myeng Kim**, Dug-kyoo Choi** *Reguler Member*

요 약

Optical Burst Switched (OBS)는 IP over WDM 망에서 테라비트 전송을 하기 위한 진보된 기술이다. OBS의 핵심 기술 중 하나는 데이터 버스트(DB : Data Burst)의 경쟁을 막기 위한 채널 스케줄링 이다. OBS망에서 버스트의 제어패킷(CHP : Control Header Packet)과 데이터 버스트는 시간 간격(Time Gap)을 가지고 전송된다. 버스트 스위치 노드에 CHP가 도착하면 데이터 버스트를 위해 스케줄링 알고리즘을 사용하여 파장/채널(wavelength/channel)과 같은 자원을 예약하여 광전광(O/E/O)변환 없이 데이터 버스트를 전송해준다. 데이터 버스트를 위해 채널 스케줄링 과정에서 버스트간의 경쟁과 시간 간격이 발생되어 자원의 사용율과 버스트 손실 확률이 떨어진다. 기존에 제안된 방법들은 이러한 문제를 해결하기 위하여 많은 연구가 되어 지고 있다. 본 논문에서는 데이터 할당에서 발생하는 데이터간 간격과 데이터 손실에 중점을 두어 버스트 손실 확률과 자원 사용율을 극대화하기 위하여 버스트의 개방 시간(Release Time)을 이용한 채널 스케줄링 알고리즘 RTUC(Release Time Unscheduled Channel)을 제안한다. 시뮬레이션 결과 기존에 제안된 스케줄링 알고리즘(LAUC, LAUC-VF)보다 버스트의 생존(Survival)과 효율적인 자원 사용 및 지연에서 개선된 성능을 확인하였다. 하지만, 로드가 적었을 경우 상대적으로 기존의 스케줄링 알고리즘보다 성능저하가 확인되었고, 로드가 증가했을 경우에는 데이터 손실 면에서 우수함을 확인하였다.

Key Words : Optical Network, OBS, WDM

ABSTRACT

Optical burst switching(OBS) is a promising solution for building terabit optical routers and realizing IP over WDM. Channel scheduling Algorithm for reduce contention is one of the major challenges in OBS. We address the issue of how to provide basic burst channel scheduling in optical burst switched WDM networks with fiber delay lines(FDLs). In OBS networks the control and payload components of a burst are sent separately with a time gap. If CHP arrives to burst switch node, because using scheduling algorithm for data burst, reservation resources such as wavelength and transmit data burst without O/E/O conversion, because contention and void between burst are happened at channel scheduling process for data burst that happened the link utilization and burst drop probability. Existent proposed methods are become much research to solve these problems.

* University of Queensland, Information of communication technology (smchojun@kornet.net)

** 아주대학교 정보통신공학과 ({mimir, dkchoi}@ajou.ac.kr)

논문번호 : #KICS040075-0209, 접수일자 : 2004년 2월 9일

Propose channel scheduling algorithm that use Release Time of bust to emphasize clearance between data and data dissipation that is happened in data assignment in this treatise and maximize bust drop probability and the resources use rate (RTUC : Release Time Unscheduled Channel). As simulation results, Confirmed that is more superior in terms of data drop and link utilization than scheduling algorithm that is proposed existing. As simulation results, confirmed improved performance than scheduling algorithm that is proposed existing in terms of survival of burst, efficiency resource and delay. However, In case load were less, degradation confirmed than existent scheduling algorithm relatively, and confirmed that is superior in data drop aspect in case of load increased.

I. 서론

최근 IP 트래픽은 인터넷 서비스의 폭증에 힘입어 연간 800%-1600%씩 증가되고 있으며, 이에 따라 IP 트래픽을 고속으로 전송하기 위해 연구개발도 매우 활발하게 전개되고 있다. 오늘날 IP 프로토콜은 인터넷의 범용화에 힘입어 전체 데이터망을 대표하는 네트워크 계층으로 자리 잡았으며, 향후 멀티 서비스 망으로의 확대 시에도 지배적인 역할을 할 것으로 기대된다. 이때 IP는 주로 광전송로(특히 Wavelength Division Multiplexed : WDM)를 통하여 전달될 것이며, 이 과정에서 IP 데이터는 여러 데이터링크계층과 광 네트워크 구조를 동시에 이용하게 될 것이다. WDM 기술의 최대 장점은 동일한 광 링크 상에 독립적인 네트워크 프로토콜들이 다양하게 존재할 수 있다는 점이다. 그리고 WDM 접속 기능의 설계 시 데이터링크의 복잡한 프로토콜이나 구조를 단순화시킬 수 있다. 그림 1은 IP over WDM 프로토콜 구조를 나타낸다.

본 논문에서는 폭발적으로 증가하는 IP 트래픽을 효과적으로 수용하고 IP 전송망 구축비용을 획기적으로 절감할 수 있는 대안이 필요한 시점에서 IP over WDM 기반의 광 버스트 스위칭(Optical Burst Switching : OBS)기술에 대하여 기술한다.

OBS의 특징은 다음과 같다. OBS의 교환 단위는 광 회선 교환 방식(Optical Circuit Switching : OCS)

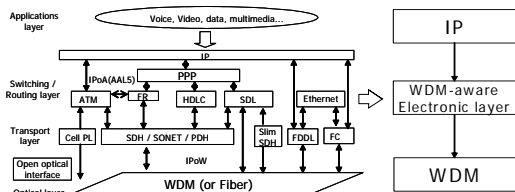


그림 1. IP over WDM 프로토콜 구조

과 광 패킷 교환 방식(Optical Packet Switching : OPS)의 중간에 해당하는 가변길이의 버스트(burst)를 기본 단위로 이용한다. 그리고, 데이터 버스트(data burst : DB)와 제어 패킷(control header packet : CHP)은 서로 분리된 파장 채널을 통하여 전송된다. 일반적으로 버스트를 위한 파장 채널은 DCG(Data Channel Group)라 하고, 제어 패킷을 위한 채널은 CCG(Control Channel Group)라 한다(그림 2 참조).

OCS는 소스(source) 노드부터 목적지(destination) 노드까지 경로를 설립하기 위하여 선행하는 패킷이 자원(resource)을 예약하고, 목적지 노드는 소스 노드로 확인(Acknowledge)응답을 보내어 링크를 설정한 후 데이터 패킷을 전송한다. 이를 Two-way 예약(Reservation) 프로토콜이라 한다. 그러므로 하나의 데이터를 전송하기 위해 많은 시간동안 자원 낭비가 발생한다.

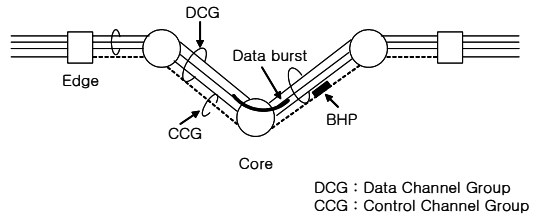


그림 2. OBS 네트워크에서 버스트 전송

OPS는 고정된 패킷 사이즈가 헤더와 함께 전송된다. 그리고 패킷은 중간 노드에서 광(Optical) 저장 장치(buffering)를 사용하고, 헤더는 전기적으로 처리를 한다. 그러나 OPS 기술은 광 패킷 동기, 경쟁(contention)해결, 저장장치 등의 기술 구현이 힘들기 때문에 활용단계에 이르지 못하고 있다. OBS는 OCS와 OPS의 장점들을 조합하여 출현하게 되었다. OBS는 OCS와 같이 전기적으로 데이터를 처리하거나 저장장치를 요구하지 않고, 소스 노드에서 단대단(end-to-end)경로의 연결을 설정하기 위한 확

인응답을 기다리지 않는다. 이를 One-way 예약(Reservation)프로토콜이라고 한다. 따라서 선행하는 제어 패킷이 후행하는 데이터 버스트에 대한 전송 자원을 예약하므로써 효율적인 자원의 사용율을 높일 수 있다.

OBS에서 핵심 기술 중의 하나는 출력 데이터 채널에서 버스트에 대한 스케줄링 알고리즘이다. 현재 스케줄링에서 사용되고 있는 경쟁해결 방법들은 파장 변환(Wavelength conversion : WC)과 저장기술이다. 파장 변환에서는 같은 파장에서의 버스트가 같은 시간에 같은 출력포트로 나가는 경우에 경쟁이 야기되는데, 이 때 버스트는 파장 변환방법에 의해서 서로 다른 독립된 파장으로 바뀌어져 전송된다. 광 저장장치는 광 스위치 영역(Switch Optical Network : SON)에서 데이터 버스트를 지연시키기 위한 FDL(Fiber Delay Line)을 사용한다. FDL의 용량은 FDL의 길이(Length)와 수(Number)에 비례한다.

현재 데이터 채널 스케줄링 알고리즘은 파장 변환장치와 FDL를 사용하는 Latest Available Unscheduled Channel(LAUC)와 Latest Available Unscheduled Channel-Void Filling(LAUC-VF)이다^[1]. 이 방법들은 출력포트에서 충돌이 발생하면 우선순위가 낮은 버스트는 폐기된다. 여기서 충돌된 버스트를 다 폐기시키지 않고 서로 겹친부분(overlapping parts)의 버스트만 폐시키는 방법을 버스트 세그먼트이션(burst segmentation)이라고 한다^[2]. 본 논문에서는 기존 방법보다 패킷 손실 확률을 낮추고 자원 활용율을 향상시키는 새로운 스케줄링 알고리즘(Release Time Unscheduled Channel : RTUC)을 제안한다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 단원II장에서는 광 버스트 스위칭의 기본적인 내용을 기술하고, 단원III장에서는 기존의 제안된 스케줄링 알고리즘과 문제점을 설명한다. 단원IV장에서는 새롭게 제안한 스케줄링 알고리즘에 대해 자세히 설명한다. 단원V장은 시뮬레이션을 통하여 기존의 알고리즘보다 버스트 생존성과, 자원 활용면에서 우수함을 검증하고, 단원VI장에서 결론을 맺는다.

II. 광 버스트 스위칭 (Optical Burst Switching : OBS)

2.1 기본 개념

광 버스트 교환방식(OBS)은 광 회선 교환방식(OCS)과 광 패킷 교환방식(OPS)의 장점들만을 조합해서 새롭게 나온 교환방식이다. 이 교환 방식은

광 회선 교환방식에서 사용하는 전기적인 처리(Electronic Processing)절차와 저장장치를 사용하지 않는다. 즉, 광 버스트 교환방식은 소스노드(Source node)에서 실제로 전송할 데이터가 발생하면 링크상의 자원을 예약함으로써 광 패킷 교환방식(OPS)과 같은 효율적인 자원 사용율을 얻을 수 있다. 그러나 광 패킷 교환 방식은 복잡한 하드웨어와 고가의 교환 장치를 요구하므로 실제 상용화에 아직 어려움이 있다.

버스트 교환방식에서 기본 전송 단위는 버스트(Burst)이다. 이 버스트는 소스노드부터 목적지노드까지 데이터를 전송하기 위해 필요한 가변 길이의 데이터 메시지를 가지고 있다.

버스트는 입구라우터(ingress router)에서 같은 방향의 출구라우터(egress router)로 전송될 IP패킷들을 모아 버스트화 시키고 IP 패킷들은 여러 액세스네트워크를 포함하는 하나의 호스트 또는 여러 호스트들로부터 받게 된다.

광 버스트 교환방식은 제어 패킷(Control)과 데이터 패킷(Data)으로 구성되어 있으며, 데이터 패킷의 시작 노드 주소(source node address), 목적지 노드 주소(destination node address), 버스트의 길이(length), 서비스 품질(QoS), 오프셋 시간(Offset time) 등 이러한 정보를 가지고 전송하며, 제어 패킷(CHP : control header packet)이라고 하고, 실제 정보를 전송하는 데이터 패킷을 데이터 버스트(DB : data burst)라고 한다. 이와 같이 제어패킷의 정보들은 버스트의 정보들로 인하여 오버헤드(overhead)를 초래한다.

광 버스트 교환방식과 광 패킷 교환방식의 가장 큰 차이점은 제어 패킷과 데이터 패킷이 분리되어 전송된다는 것이다. 앞서서도 언급했듯이 버스트는 입구라우터에서 같은 방향으로 가는 IP들을 조합한다. 버스트 조합(assembly)은 최대 허용할 수 있는 버스트의 길이나 미리 제한된 조합시간(assembly time)을 정하여 쉽게 구현할 수 있는 방법을 선택하여 버스트를 전송한다. 제어 패킷은 경로를 예약하기 위하여 먼저 전송 되고 적당한 오프셋 시간(offset time)을 두고 데이터 버스트가 전송되며, 제어 패킷과 데이터 버스트는 OBS 네트워크를 통하여 서로 다른 채널로 전송된다 (그림 3 참조). 이 패킷들은 출구 라우터에 도달하기 전에 많은 중간노드(core router)를 거치게 되는데, 이 코어 노드에서는 제어 패킷은 전기적으로 처리가 되고, 데이터 버스트는 광으로 처리된다. 코어 노드에 제어 패킷

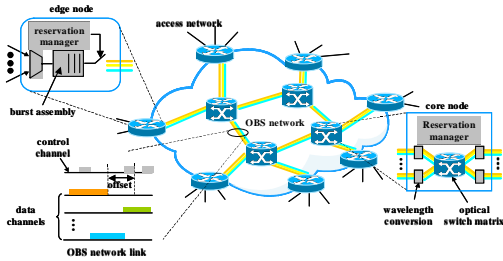


그림 3. 광 버스트 스위칭 네트워크

이 도착하면 데이터 버스트가 도착하는 시간(arrival time)부터 성공적으로 다음노드로 전송할 때까지 출력 링크(outgoing fiber link)상의 채널을 예약(reservation)하게 된다. 그러므로 데이터 버스트의 전송시간(Duration)은 제어 패킷의 의해 결정된다. 그러나, 제어 패킷이 코어 노드에서 자원을 예약하지 못하면, 후에 오는 데이터 버스트는 손실이 발생된다, 만약 중간 노드에서 광 버퍼(FDL : Fiber Delay Line)를 사용하면, 데이터 버스트를 지연(delay)시켜 손실을 방지할 수 있다. 그러나, 지연(delay)후에도 채널을 예약하지 못했다면 데이터 버스트는 손실된다. 이에 반하여 성공적으로 보류가 되었다면, 선택된 출력링크(outgoing fiber)를 통하여 다음 노드로 전송하게 된다. 이와 같이 데이터 버스트가 성공적으로 출력 라우터(egress router)에 도착하면 라우터는 데이터 버스트를 원래의 IP패킷으로 분해(assembly)하여 적당한 액세스 네트워크로 전송하게 된다.

본 논문에서는 코어 노드에서 스위치의 구조를 간단하게 하기 위하여 광 저장 장치를 사용하고, 출력 포트에서 충돌(contention)이 발생할 경우 적당한 채널로 스케줄링 할 수 있는 방법을 연구한다.

2.2 광 버스트 교환 노드 구조

광 버스트 교환방식의 코어 노드의 스위치 구조는 광 수신 장치와 전송 장치 외에 광 교환 장치와 전기 교환 장치가 함께 구성되어 있다. 그리고 광 버스트 교환 노드의 구성은 두 방식으로 나누어지는데 첫 번째로 광 구성요소는 디멀티플렉서(Demux : Demultiplexers), 멀티플렉서(Mux : Multiplexers), 광 교환 망(Optical switching network)이고, 전기적인 구성요소는 입력모듈(IM : Input Modules), 출력모듈(OM : Output Modules), 제어 버스트 라우터(CBRT : Control Burst Router), 스케줄러(scheduler)로 나누어 구성되어 있다 (그림 4 참조).

입력포트(F_{in} : input fibers)와 출력포트(F_{out} : output fibers)는 $W \times 1$ 디멀티플렉서와 $1 \times W$ 멀티플

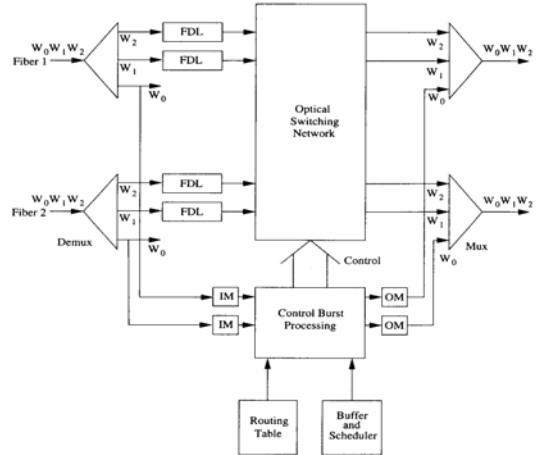


그림 4. 광 버스트 스위칭 노드 구조

렉서를 사용하여 채널을 운반한다⁶⁾.

세 개의 파이버상의 한 개의 채널 w_0 는 제어 패킷을 전송하고, 나머지 $W-1$ 개의 채널은 데이터 버스트를 전송하기 위해 사용된다. 여기서 제어 패킷은 입력모듈(IM)과 출력모듈(OM)에서 처리 된다.

첫 번째로 입력포트(incoming fiber)로 들어오는 채널은 파장신호(wavelength signal)로 디멀티플렉서 되고, 제어 채널상에 있는 제어 패킷은 수신측에서 전기적인 패킷으로 변환시킬 수 있는 적당한 입력 모듈(IM)로 들어간다. 그 다음 제어 패킷에 의해 전송된 제어정보를 추출한다. 제어 버스트 라우터(CBRT)는 논리적으로 유지하고 라우팅 테이블을 고려하여 제어 패킷에 해당하는 데이터 패킷을 다음 노드로 전송하기 위한 출력포트(outgoing fiber)를 결정하기 위해 제어 패킷에서 추출된 정보를 사용하고, 제어 패킷은 스케줄러에 의해 결정된 출력포트(outgoing fiber)로 전송된다.

제어 패킷은 후행하는 데이터 패킷이 성공적으로 스케줄 될 때까지 전기적으로 저장되며, 제어 패킷의 저장장치는 스케줄러에 의해 유지된다. 이 저장장치는 제어 패킷이 도착하는 순서대로 쌓이게 된다. 스케줄러는 또한 데이터 패킷이 성공적으로 전송이 되는 시점까지(duration) 채널을 예약한다. 그 다음 제어 패킷은 제어필드를 새로 고친 후에 출력 모듈로 전송된다. 그리고 제어 채널상에 광전송을 사용해서 선택된 출력포트로 전송하고, 멀티플렉서는 또 다른 데이터 채널과 함께 묶어서 전송한다. 스케줄러의 장치들은 들어오는 데이터 버스트가 출력 포트상의 선택된 채널로 성공적으로 전송될 수 있도록 스위치를 구성하기 위하여 광 스위치망(OSN

: Optical Switch Network)으로 제어신호(control signal)을 보낸다. 만약 광 스위치 망이 파장 변환기를 사용할 수 있다면, 들어오는 채널과 다른 채널로 내보낼 수 있을 것이다. 광 스위치망은 그 안에 버스트 저장 장치(BSU : Burst Storage Unit)을 가지고 있다. 만약 데이터 버스트가 직접 출력 채널로 전송될 수 없다면, 시간의 정확한 양을 고려해서 적당한 시간동안 버스트 저장 장치안에 그것을 저장시킬 것이다. 그런데 버스트 저장 장치안에 데이터 버스트를 저장할 수 없다면 제어 패킷은 데이터 버스트가 손실되었다는 것을 알리기 위해 새로운 정보를 수정한다. 광 저장 장치는 광적으로 데이터 버스트를 저장하기 위해 광 버퍼를 가지고 있고, 저장 시간은 FDL의 길이에 의해 정해진다.

2.2.1. 광 버퍼(FDL : Fiber Delay Line)의 구현

일반적으로 우리는 광 버퍼의 다양한 디자인으로 피드백 광 버퍼(Feedback FDL)와 피드 포워드 광 버퍼(Feed-forward FDL)로 나눌 수 있다 (그림 5 참조). 피드 포워드 방법에서 패킷들은 충돌을 해결하기 위하여 중간에 AWG(array wavelength guard)을 두어 다양한 길이의 광 버퍼를 사용하여 적당한 지연을 발생시키고, 피드백 방법에서는 충돌을 해결하기 위하여 각 포트에 매치되는 광 버퍼를 사용하여 계속 순환(recirculation)하는 방법이 소개되었는데, 출력 포트에서 많은 충돌로 인하여 계속 해서 패킷을 순환(delay)시킨다면 상당한 파워 저하와 잡음이 발생할 우려가 높기 때문에 피드 포워드 방법

이 [12]에서 사용되었다. 그러나 피드백 구조는 우선순위에 따른 지연을 시켜 우선순위가 높은 패킷이 손실될 확률을 저하시킬 수 있는 장점이 있다. 하지만 모든 패킷을 동등한 상태로 보고 스케줄링 했을 때는 제안된 지연으로 인하여 패킷손실확률이 증가할 뿐만 아니라 성공한 패킷들 사이의 공간(void)을 발생시켜 링크의 사용효율을 저하시키므로 본 논문에서는 피드 포워드 구조의 광 버퍼를 사용하여 모든 패킷을 동등한 입장에서 적당한 지연을 발생시켜 패킷손실 확률과 링크의 사용효율을 증가시키는데 중점을 두었다.

III. 관련 연구

데이터 채널 스케줄링 알고리즘은 간격(void)을 활용할 수 있는지 (void filling : VF) [5] 활용하지 않는지[6]에 따라 크게 두 가지로 나누어 질수 있다. 첫 번째로 간격을 활용하지 않는 LAUC(Latest Available Unscheduled Channel)라고 하는 간단한 채널 스케줄링 알고리즘을 설명한다. 그리고, 효율적으로 간격을 활용하는 LAUC-VF(Latest Available Unscheduled Channel-Void Filling)라고 하는 채널 스케줄링 알고리즘을 설명한다. 우선 스케줄링의 간단한 구조를 위하여 광버퍼를 사용한다고 가정하고 광 버퍼는 Q_i 시간을 이용한다. i 개의 FDL를 가진 B FDLs을 갖는다고 가정하고 B는 용량을 나타내고 초기의 지연시간은 $Q_0 = 0$ 이 된다. 여기서 지연시간은 $Q_i = i \cdot D$ 로 나타낼 수 있으며, D는 이미 주어진 시간이다. 따라서 FDL이 0이라면, 광 스위치에 광 버스트가 도착하는 시간과 출력되는 시간이 같다고 정의한다.

3.1 LAUC 알고리즘

LAUC 알고리즘에서는 오직 한개의 값 즉 스케줄링 되지 않은 채널의 시간을 출력포트 DCG로 나가는 각 데이터들을 위해 유지하는 것이고, 스위치 제어 장치(SCU : Switch Control Unit)에 지연과 다양한 오프셋 시간으로 인해 제어 패킷이 도착하는 순서대로 데이터 패킷이 도착하는 것이 아니기 때문에 LAUC 알고리즘의 기본 아이디어는 버스트들 사이의 생성된 간격을 최소화 하여 채널 사용율을 높이는 것이다. 광 스위치로 L 길이를 가진 데이터 버스트의 도착시간이 t 라고 주어진다면 스케줄러는 먼저 시간 t 에 스케줄 되지 않은 출력 데이터 채널을 찾는다.

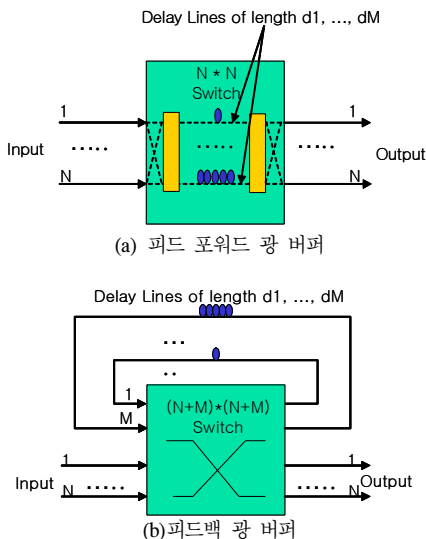


그림 5. 광 버퍼의 구조

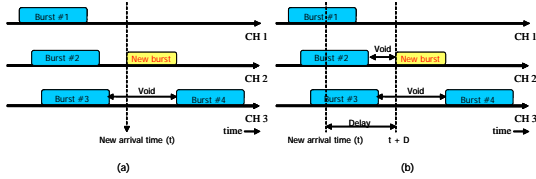


그림 6. LAUC 알고리즘

만약 그 시간에 충돌이 발생하면 $t+D$ 만큼 지연한 후 가장 최근에 사용가능한 채널을 선택한다(그림 6b). D 는 지연시간이다. 그러므로 긴 광 버퍼를 사용한다고 한다면 그 만큼 긴 간격(void)을 가지게 되는 단점이 있다. 예를 들면 지연된 버스트를 전송하기 위하여 t 전에 있는 버스트 끝과 t 사이에는 공간에 제일 작은 채널을 선택하여 전송한다. 그림 6(a)에서 지연된 버스트가 스케줄 되지 않은 채널은 CH1과 CH2가 있는데 그중에 가장 적은 간격을 갖고 있는 CH2로 스케줄된다. CH3은 이미 버스트#4에 의하여 점유되어 있기 때문에 스케줄 되지 못한다. 그러므로 광 버퍼상의 지연과 성공한 버스트들 사이의 공간을 사용하지 못하는 방법으로 링크 사용면에서 많은 단점을 나타내고 있다. 그래서 이를 보완하기 위하여 공간까지 활용할 수 있는 LAUC-VF가 제안되었다.

3.2 LAUC-VF 알고리즘

그림 7에서 버스트 #3번과 버스트 #4번 사이는 사용되지 않은 채널용량이다. 이 알고리즘은 사용되지 않은 채널을 사용하는 방법을 제외하고 LAUC 알고리즘 매우 유사한 방법이다. LAUC-VF 알고리즘 역시 최소한의 간격을 만드는 기본 아이디어를 갖고 있다. 단, 두 버스트들 사이에 사용되지 않은 채널 공간을 사용한다는 방법만 다를 뿐이다.

광 버스트 스위치에 시간 t 에 버스트가 L 길이를 가지고 도착한다면 스케줄러는 먼저 $(t, t+L)$ 을 스케줄이 가능한 채널을 검색한다. 만약 가능한 채널이 존재한다면 스케줄러는 버스트 사이의 간격이 최소가 되는 채널을 선택할 것이다. 그림 8은 LAUC-VF 알고리즘을 나타낸 그림이다. 그림에서 $t+D$ 후에 사용가능한 채널은 CH1, CH2, CH3가 있다. 여기서 새로 도착한 버스트가 들어갈수 있는 공간을 갖고 간격을 최소화 할수 있는 CH3으로 스케줄되지만, 이 방법 또한 간격을 줄이는 문제에서 LAUC보다 개선된 방법이지만 완전히 해결을 못하였기 때문에 이 방법에서 많은 연구가 되어지고 있고 본 논문에서는 이를 개선하기 위해 비 할당된 채널 개방시간(RTUC)을 제안한다.

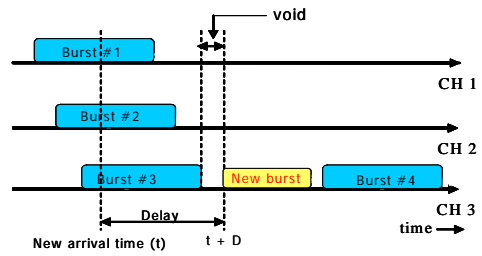


그림 7. LAUC-VF 알고리즘

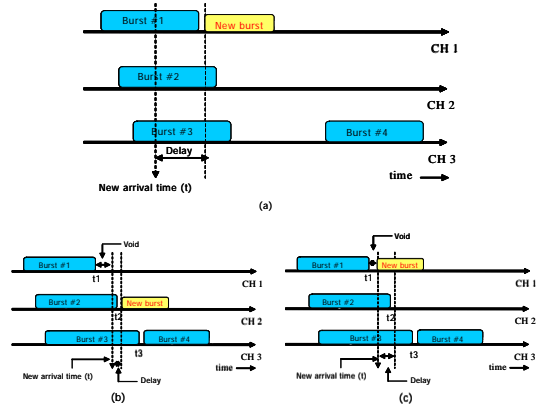


그림 8. RTUC 알고리즘

IV. RTUC (Release Time Unscheduled channel)

4.1 기본 동작 원리

우선 알고리즘의 대한 내용을 기술하기 전에 WDM 링크의 효율을 계산 한다. 제어 패킷은 코어 라우터에서 데이터 버스트의 스위치를 처리하기 위하여 소스주소(source address), 목적지 주소(destination address), 버스트 오프셋 시간(offset time), 버스트 길이(duration/length)정보를 필요로 한다. WDM 링크는 K 개의 채널과 $k(1 \leq k \leq K)$ 개의 제어 채널(control channel), $K-k$ 개의 데이터 채널(data channel)로 이루어져 있다. 데이터 채널의 비율이 R [Gb/s]이고, 제어채널의 비율이 r [Gb/s]이면 링크의 효율은 $\eta = (K-k)R / [(K-k)R + Kr]$ 이다. 본 논문에서 버스트 길이를 표현하기 위해 바이트를 사용하는 것보다 시간의 길이를 사용하는 것이 더 편리하기 때문에 OBS에서 시간의 함수(time domain)를 사용할 것이다. 기본적인 타임슬롯은 $1[\mu s]$ 가정하고, L_b 는 데이터 버스트의 평균 시간(평균길이는 : $R \times L_b$), L_h 는 BHP의 평균 시간(평균길이는 : $r \times L_h$)로 정의된다. 그러므로 BHP의 평균 전송 비율은 k / L_h

이고, 데이터 버스트의 평균 전송 비율은 $K-\kappa/L_b$ 이다. 따라서 $K-\kappa/L_b \leq \kappa/L_h$ 가 되어야 하므로 다음과 같은 식이 도출된다.

$$L_b \geq \frac{L_h}{\kappa} (K - \kappa) \quad (1)$$

식 1를 사용하여 버스트의 평균 길이를 결정할 수 있다.

본 논문에서 제안된 RTUC 알고리즘은 기존에 제안된 LAUC-VF 알고리즘과 매우 유사하다. 하지만 피드 포워드 광버퍼를 사용하여 기존에 제시된 방법에 비해 효율적인 지연을 만들어 버스트간의 간격을 최소화 할 수 있었다. 이 방법 역시 기존의 방법과 같은 목적으로 적은 지연으로 최대의 링크 효율을 증가 시킬 수 있는 방법이 최대의 목표이다. 예를 들면 시간 t 에 새로운 버스트가 도착하였다면 먼저 스케줄러는 가장 최근에 버스트가 할당되어 스케줄을 기다리는 채널 즉 최근의 개방시간(release time)을 갖고 있는 채널을 검색한다. 그림 8(a)는 새로운 버스트가 시간 t 에 도착하였지만 모든 채널이 이미 사용 중이므로 적당한 광 버퍼를 사용하여 $t+D$ 만큼 지연시켜 지연과 간격을 최소화 할 수 있는 CH1로 할당한다. 그런데 만약 새로운 버스트가 t 에 도착하였지만 그림 8(b)과 같이 지연과 간격을 동시에 검색한다면 간격을 최소화 할 수 있는 방법으로 할당 하는 것보다 약간의 지연을 시켜서라도 간격을 최소화 할 수 채널 즉, $t+D$ 만큼 지연시켜 할당 한다 ($t - t_1 > t_2 - t$). 그림 8(c)는 지연을 시켜 할당하는 것보다 바로 할당하는 것이 더 효율적임을 보이고 있다 ($t - t_1 < t_2 - t$). 본 논문에서는 다음과 같은 방법으로 기존의 스케줄링알고리즘보다 링크의 사용률을 높일 수 있었고, 더불어 패킷 손실 확률과 지연에서도 개선된 점을 보일 수 있었다.

다음은 표 1를 사용하여 RTUC의 스케줄링 방법을 구현한 것이다. 테이블에서 오프셋 시간과 데이터 버스트의 길이를 가지고 데이터 버스트의 성공적으로 스케줄링하는 것을 보이고, 3개의 입출력 채널과 광 버퍼의 지연은 5로 가정한다. 또한 동시에 같은 시간에 노드에 버스트가 도착한다고 가정한다. 어느 한 노드에 오프셋 시간은 “3” 데이터 버스트의 길이는 “5” 라는 정보를 가지고 시간 $t=0$ 에 제어 패킷이 도착한다고 가정하자. 이 때는 채널이 유휴(Free/Idle)상태에 있기 때문에 성공적으로 $t=2+3=5$ 부터 $t=5+5=10$ 까지 예약이 가능하다. 데이터 버

표 1. 데이터 버스트 정보를 가진 제어 패킷

CHP No.	CHP 도착시간	오프셋 시간	DB 길이(duration)
1	2	3	5
2	3	5	3
3	5	3	3
4	2	5	5
5	3	3	3
6	5	5	3

스트 2는 $t=3+5=8$ 부터 $t=8+3=11$ 까지 예약을 시도하고 이 버스트는 2번째 채널로 할당된다. 데이터 버스트 3은 $t=5+3=8$ 부터 $t=8+3=11$ 까지 예약을 시도하고 3번째 채널로 할당되고, 데이터 버스트 4는 $t=2+5+4=11$ 부터 $t=11+5=16$ 까지 예약을 시도하며 이 때 스케줄러는 각각의 채널의 보유 시간정보를 이용하여 최소한의 지연을 통해 버스트간의 간격(void/gap)이 최소가 되는 채널을 찾는다. 이 경우는 지연을 4만큼 한 다음 1번째 채널로 할당된다. 데이터 버스트 5는 $t=3+3=6$ 부터 $t=6+3=9$ 까지 예약을 시도하며 모든 채널을 검색한 결과 지연시간 5을 초과 하므로 손실된다. 데이터 버스트 6은 $t=5+5+2=12$ 부터 $t=12+3=15$ 까지 예약하고, 2번째 채널을 할당하며 마지막으로 데이터 버스트 7은 $t=2+2=4$ 부터 $t=4+2=6$ 까지 예약되고 2 번째 채널에 할당된다.

V. 시뮬레이션

이 절에서 우리는 컴퓨터 시뮬레이션을 통하여 광 라우터 스위치의 스케줄링 성능을 알아본다. 시뮬레이션을 위한 광 네트워크 환경은 그림 9와 같다. 그리고 각 WDM 링크는 각각 DCG와 CCG, 그리고 총 K개의 채널을 가지고 있다고 가정한다. DCG는 $K-k$ 채널을 CCG는 k 채널을 가지고 있다.

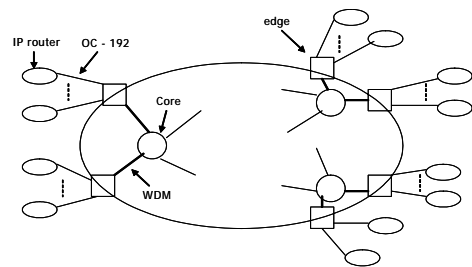


그림 9. 시뮬레이션을 구현한 OBS 망

표 2. 시뮬레이션 파라미터

구 분	단 위
전송 속도(v)	10[Gbps]
평균 버스트 길이 (L)	100[ms]
평균 지연 시간 (D)	25[ms]
채널 수 (N)	4
어셈블리 시간 (Δ)	5[ms]
홉 수 (h)	6
초기 오프셋 시간 (offset time)	$\Delta \times h = 30$ [ms]

각 에지(edge)라우터들은 OBS망과 IP망을 서로 연결하고, WDM 파이버의 모든 데이터 채널을 채우기 위해 에지 라우터는 많은 IP 라우터와 연결되어 있어야 한다. 여기서 우리가 중점적으로 성능 평가할 내용은 에지 라우터에서 모든 IP 패킷들을 버스트화 시켜서 첫 번째로 연결된 코어노드 스위치의 성능 즉, 패킷의 손실 확률, Offered Load에 따른 지연시간과 링크 사용효율을 알아보는 것이다.

제안된 알고리즘은 표 2 파라미터에 따라 성능을 비교 분석한다. 버스트의 도착과 길이는 각각 Poisson (λ)와 Exponential을 사용하였고, 평균 버스트의 길이 ($1/\mu$)는 100[ms]를 가정하였다. 버스트의 수는 버스트 길이를 버스트가 처리 되어서 나가는 총 시간으로 나눈 Offered Load을 사용하였고, 전송속도는 10[Gbps], 모든 버스트의 초기 오프셋시간은 30 [ms]로 한다. 채널의 수는 5로 하고, 이중에 한개는 제어패킷으로 할당하므로 실제 데이터 버스트의 채널 수는 4이다.

그림 10은 전체 패킷량 중에 패킷이 손실된 패킷의 비율을 측정한 것이다. 로드가 적을 경우에는 패킷 손실량이 기존의 제안된 스케줄링 알고리즘과 별다른 차이를 보이지 않았다. 왜냐하면 코어 노드로 들어오는 패킷의 양이 적으면 상대적으로 여유 있는 링크를 보유하게 되고 손실이 적은 스케줄링을 할 수 있을 것이다. 그러나 로드가 높아질수록 많은 차이를 보이는 것을 볼 수 있다. 특히 0.6정도 부터 현저하게 차이가 나는 것을 알 수 있었다.

그림 11은 Offered Load 따른 지연시간을 측정 한 것이다. 로드가 0.4 정도에서 교차하는 형태의 모양이 나왔는데, 교차점 이전은 RTUC의 성능저하가 나왔다. 이는 로드가 적을때도 계속해서 간격과 지연을 검색하여 효율적인 방법을 택하는 방식으로 기존의 스케줄링보다 낮은 성능이 나왔지만, 0.4이후부터의 현저하게 좋은 성능이 측정이 되었다. 이

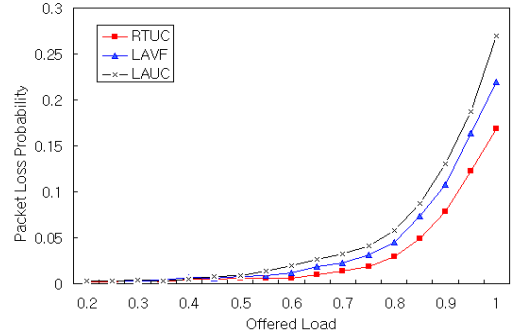


그림 10. Offered Load에 따른 패킷 손실 확률

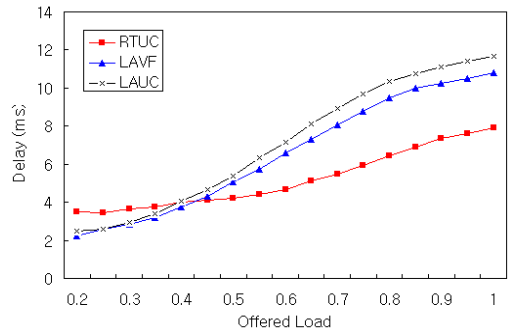


그림 11. Offered Load에 따른 지연시간

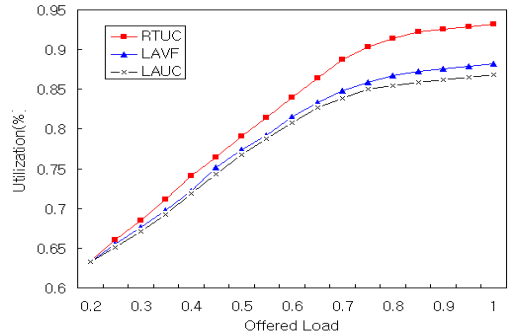


그림 12. Offered Load에 따른 링크효율

는 로드가 많을수록 RTUC의 기존의 스케줄링 방법은 일정한 지연을 통하여 적당한 채널을 검색하기 때문이다. 하지만 본 논문에서 제안한 RTUC는 적당한 지연을 통하여 채널을 할당하므로 더욱 많은 로드에서 좋은 성능을 보일 수 있다. 이로 인하여 패킷을 손실시키더라도 최소한의 간격을 만들 수 있다. 따라서 그림 12와 같이 링크의 사용 효율 면에서도 좋은 성능이 측정되었다.

그림 13은 로드를 0.75, 초기 오프셋 시간을 30[ms]로 주었을 때 채널 수에 따른 패킷 손실 확률을 측정 한 것이다. 이 또한 로드 에 따른 패킷 손

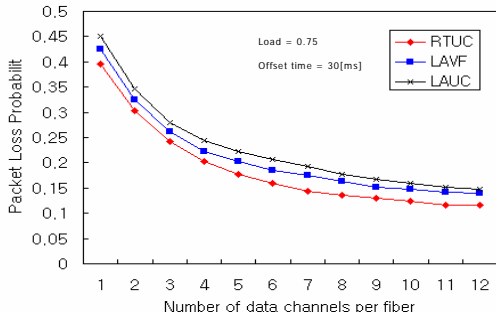


그림 13. 채널 수에 따른 패킷 손실 확률

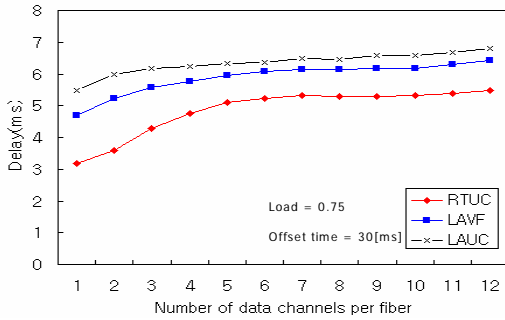


그림 14. 채널 수에 따른 지연 시간

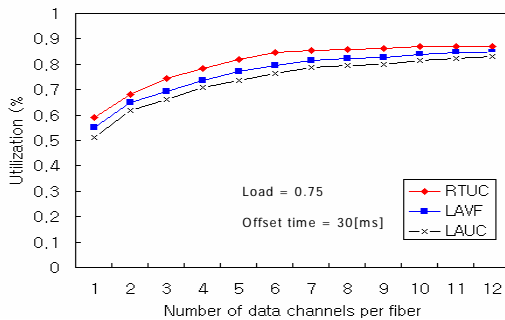


그림 15. 채널 수에 따른 링크 효율

실 확률과 비슷하게 기존의 채널 스케줄링과 많은 차이를 내지는 못하였지만, 채널이 증가 할수록 패킷 손실 확률이 떨어지는 것을 알 수 있었다.

그림 14와 15는 채널수가 증가 할수록 어느 시점에서 이르면 거의 변화 없이 평행선을 가고 있는 모습이 측정되었다. 이는 채널이 아무리 많아진다 하더라도 어느 정도의 로드와 채널 수에 다다른면 성능개선의 한계점이라 할 수 있다.

VI. 결론

광 버스트 스위치는 WDM망에서 광 버스트의

전송을 실현하기 위한 대체 기술이다. 에지 노드에서는 IP 트래픽의 특성과 버스트 트래픽의 QoS, 그리고 우선순위 등이 고려되어 버스트 생성 기술, 버스트 길이 결정, 그리고 오프셋 시간 등이 결정되어야 한다. 본 논문에서는 코어노드 스위치의 간단한 디자인을 위해 FDL을 사용 OBS망에서 IP전송을 위한 새로운 채널 스케줄링 알고리즘을 제안하였고, 기존에 제안된 알고리즘보다 버스트의 생존과 효율적인 자원 사용 및 지연에서 개선된 성능을 보였다. 하지만, 지연시간에서 로드가 적을 때는 상대적으로 기존의 스케줄링 알고리즘보다 성능저하가 측정되었고, 로드가 많을 때는 향상된 성능을 보이는 걸 알 수 있었다. 지금까지 OBS망의 코어 스위치에서 광 버스트 전송을 위한 스케줄링 방법을 제안하였다. 앞으로도 OBS망의 핵심 문제가 되는 오프셋 시간 관리, 버스트 어셈블리 등을 고려하여 제안된 RTUC 알고리즘을 더욱 보완시켜야 할 것이다.

참고 문헌

- [1] Y.Xiong, M.Vandenhoute and H.C.Cankaya "Control Architecture in Optical Burst-Switched WDM Networks" IEEE/ACM Transactions on Networking, vol.7(4), pp.545-557, August1999.
- [2] V.M.Vokkarance, J.P.Jue, and S.Sitaraman "Burst Segmentation:An Approach for Reducing Packet Loss in Optical Burst Switched Networks" Proceedings, IEEE, ICC2002, New York, NY, April2002.
- [3] E.Varvarigos and V.Sharma.The ready-to-go virtual circuit protocol : A loss-free protocol for multigigabit networks using FIFO buffers. IEEE/ACM Transactions on Networking, 5(5):705-718, October 1997
- [4] C.Aiao and M.Yoo "Optical Burst Switched (OBS)-A New Paradigm for an Optical Internet" Journal of high speed Net,8(1): 69-84,January 1999.
- [5] L.Tancevski, A.Ge, G.Castanon, and L.Tamil "A new scheduling algorithm for asynchronous, variable length IP traffic incorporating void filling" in Proc.OFC '99
- [6] J.Turner "Terabit burst switching" J.High Speed Networks, vol.8, pp.3-16, 1999

[7] C.Qiao and M.Yoo "Choices, Features, and Issues in Optical Burst Switching" Optical Networks Magazines, vol.1, no.2, pp.36-44, April 2000

[8] L.Xu, H.G.Perros, and G.N.Rouskas "A Queuing Network Model of an Edge Optical Burst Switching Node" In Proceeding of IEEE INFOCOM 2003. April 2003

[9] P.Gambini, et al "Transparent optical packet switching : Network architecture and demonstrators in the KEOPS project" IEEE elect. Areas Commun., vol.16, pp.1234-1259, Sept. 1998

[10] A.Detti, V.Eramo, M.Listanti "Optical Burst Switching With Burst Drop(OBS/BD) : An Easy OBS Improvement" 2002 ICC

[11] S.Yao, B.Mukherjee, S.J.B.Yoo, and S.Dixit "All-Optical Packet Switched Networks:A Study of Contention Resolution Schemes in an Irregular Mesh Network with Variable-Sized Packets" Proceedings, SpIE OptiComm 2000, Dallas, TX, pp.235-246, October 2000

[12] R. Ranawami and K. N. Sivarajan, Optical Networks: a practical perspective, Morgan Kaufmann, 2001

[13] Lin Li, Stephen D.Scott "A Novel Fiber Delay Line Buffering Architecture for Optical Packet Switching" IEEE 2003 Global Communications Conference, San Francisco, CA

[14] J.Xu.C.Qiao, J.LI, and G.Xu "Efficient Channel-Scheduling Algorithm in Optical Burst Switching Architecture" In Proceedings of IEEE INFOCOM, 2003

[15] Lisong Xu, H.G.Perros, George N.Rouskas "A simulation study of optical burst switching and access protocols for WDM ring networks" Elsevier Science Computer Networks 41 (2003) 143-160

조 석 만 (Seok-man, Cho)

정회원



2002년 2월 호서대학교 정보통신공학부 졸업

2004년 2월 아주대학교 정보통신공학과 석사

2005년 2월~현재 University of Queensland in Australia Information of Communications

Technology PhD course

<관심분야> WDM, OBS, MPAS

김 선 명 (Sun-myeng Kim)

정회원



2000년 2월 아주대학교 정보 및 컴퓨터공학부 졸업

2002년 2월 아주대학교 정보통신공학과 석사

2002년 3월~현재 아주대학교 정보통신공학과 박사과정

<관심분야> 무선랜, Ad-Hoc,

MPLS, WCDMA

최 덕 규 (Dug-kyoo, Choi)

정회원



1966년 2월 서울대학교 원자력공학과 졸업

1984년 12월 Wright State University 전산학 석사

1989년 12월 University of Massachusetts 전산학 박사

1968년~1994년 KIST 연구원 / 국방과학연구소 책임연구원 / 고등기술연구원 연구위원

1997년~2001년 한국 시뮬레이션 학회 회장

1992년~현재 아주대학교 교수('95.3-99.1 연구정보처장, 대학원장)

2002년 3월~현재 거제대학 학장

<관심분야> High Speed Local Area Networks, ATM and WATM Protocols Mobile, Communications Networks