

파장 단위의 Time Slot 할당을 위한 스케줄러 및 스케줄링 알고리즘

정회원 김 경 목*, 오 영 환*

A Scheduler and Scheduling Algorithm for Time Slot Assignment based on Wavelength

Kyoung-Mok Kim*, Young-Hwan Oh* *Regular Members*

요 약

최근 인터넷 사용자 수의 증가와 게임, 뉴스, 분산컴퓨팅, 화상회의, 실시간 오디오, 비디오 등의 새로운 응용 트래픽의 등장으로 각 응용의 요구 대역폭이 증가하게 되었다. 이러한 요구에 파장 단위의 전송이 제시되었지만 파장의 한정성이 존재하므로 본 논문에서는 파장 단위의 Time slot을 적용한 빠른 스케줄링 알고리즘을 제안하였다. 이 알고리즘은 일반적인 파장 스위칭 기능과 시간분할전송 기능을 포함한 복합 구조의 광 교환기의 형태를 나타낸다. 제안한 OXC(Optical Cross Connect) 구조의 성능 평가는 패킷의 종류에 따른 구분을 위해 LFS(Limit Frame Size)와 VFS(Variable Frame Size)를 정의하였다. 임계값 이내에서는 두개의 프레임 구조가 유사하게 나타나지만 임계값의 초과 시에는 현저한 차이가 있음을 알 수 있었다. 이러한 구조의 광 교환기는 노드가 증가함에 따라 발생하는 프레임들의 충돌을 감소시키는 물론 망의 확장성을 보장 할 수 있는 장점을 가지고 있다.

ABSTRACT

Increase of internet users and new type of applied traffic such as game, news, distributed computing, online image conference, and real time audio and video have led to demand for more bandwidth for each application. This algorithm represents a complex optical exchanger having typical wavelength switching function and time-slotted transmission function. Performance assessment of the proposed OXC (Optical Cross connect) structure defines LFS (Limit Frame Size) and VFS (Variable Frame Size) for classification by packet type and calculates the channel effect and loss probability depending the demanded bandwidth by access node increase. Optical exchanger in this type of structure can guarantee future network expansion as well as decrease of frame collision resulted from node increase.

key words : scheduler, scheduling algorithm

I. 서 론

최근 전 세계의 통신 업체들은 인터넷, 멀티 미디어 서비스 등의 발전에 따라 폭발적인 전송 속도의 증가를 예측하고 있다. 이러한 현실

속에서 여러 가지 통신 속도를 증가시키는 방법들이 제시되어 왔다. 이 중에서 WDM(파장분할다중화)이 광섬유의 무한히 넓은 대역폭을 제공하는 유망한 방법으로 떠오르고 있다.⁽¹⁾⁽²⁾ 하지만 한정된 파장은 결국 무한대의 대역폭 제

* 광운대학교 전자통신공학과 통신망연구실,

논문번호 : 030339-0806, 접수일자 : 2003년 8월 6일

※ 이 논문은 2003년도 광운대학교 교내학술연구비 지원에 의해 연구되었음

공의 한계성을 드러내게 되었다.⁽³⁾⁽⁴⁾⁽⁵⁾⁽⁶⁾ 이러한 한계성 극복을 위해 본 논문에서는 하나의 OXC에 두개의 출선 경로를 선정하여 일반적인 파장 스위칭 기능과 시분할 전송 기능을 병행하는 복합구조의 OXC를 제안하였다. 이 OXC 구조는 한정된 트래픽을 운용하는 네트워크에서는 다소 실효성이 떨어지지만 예측할 수 없는 트래픽의 처리 측면에서 효율적인 망 운용이 예측된다.

제안된 OXC의 스케줄러가 선정하는 패킷의 우선순위는 미리 각 노드와 스케줄러 사이에 전송되는 시그널링을 통해 노드에서의 전송 패킷이 결정된다. 성능평가를 위해 필요한 각각의 LFS(Limit Frame Size)와 VFS(Variable Frame Size)는 이미 결정된 우선순위 패킷을 포함하고 전체 프레임 크기에 따라 채널효율 및 패킷 손실 확률이 결정된다. 즉 스케줄러는 두개의 출선경로의 선정을 위해 각 노드에서 발생하는 최대 전송 패킷 수를 결정하여 우선순위가 적용된 패킷들을 각 프레임에 실어 전송하게 된다.

각 프레임 형태에서의 모의실험은 다양한 트래픽의 처리 환경을 바탕으로 진행되었으며 스케줄러의 임계값 선정을 위해 노드의 수, 파장의 수, 발생 패킷의 수를 고려하여 수행하였다. 성능평가를 위해 두 가지의 트래픽을 구분하여 사용하였으며 이러한 트래픽은 단일 홉에서 광케이블을 사용하는 백본망에서의 적용을 전제로 하였다. 보다 많은 노드를 처리하기 위해 병렬구조 OXC를 구성하고 스케줄러가 결정하는 패킷의 개수에 따라 출선 경로가 선정되는 구조를 갖는다.

II. 시스템 구현

1. 네트워크 모델

네트워크 모델은 N개의 노드로 구성된다. 각 노드는 그림1에서와 같이 양방향 광섬유를 통해서 passive star coupler에 연결되어 있다. 각각의 광섬유는 W+1개의 WDM 채널을 지원하며 W개의 채널은 데이터 전송에 사용되고 나머지 하나의 채널은 전송 제어용으로 사용된다. 데이터 채널은 $\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_w$ 로 나타내며 콘트롤 채널은 λ_c 로 나타낸다. 데이터 채널과 콘트롤 채널은 메시지가 고정된 크기의 패킷으로

전송될 수 있도록 고정된 크기의 타임 슬롯으로 나뉘어지며 콘트롤 채널의 타임 슬롯 크기는 전송되는 콘트롤 정보의 양에 따라 데이터 채널의 타임 슬롯 보다 작게 설정된다.

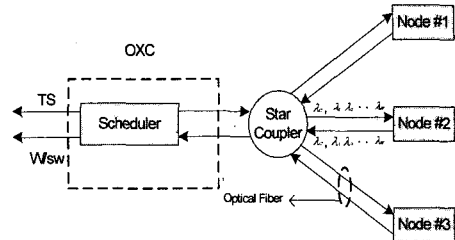


그림 1. 제안한 스케줄러의 모델

스케줄러는 각각의 노드가 몇 개의 패킷을 전송해야 하는가를 확인하기 위해 끊임없이 네트워크를 체크한다. 스케줄러는 특정 기준에 의해 패킷을 선별하고 선택된 패킷에 대하여 스케줄링을 계산한다. 그 후 결과를 모든 노드에 브로드캐스트 한다. 이에 따른 전송이 수행되는 동안 노드들은 제검사되고 스케줄은 재결정되며 이러한 과정은 반복된다. 또한 결정된 스케줄러의 파라미터 값은 미리 OXC에서 정해 질 수 있고 네트워크 트래픽의 변동에 따라 지속적으로 변할 수 있다.

OXC 내의 두 개의 출선 경로는 일반적인 파장 스위칭과 타임 슬롯을 이용한 TDM방식을 포함해야 하므로 병렬구조의 모듈로 구성된다. 본 논문에서는 단일 홉에서의 전송방식을 제안함으로 미리 정해진 버퍼 크기 및 노드의 수로 제한한다.

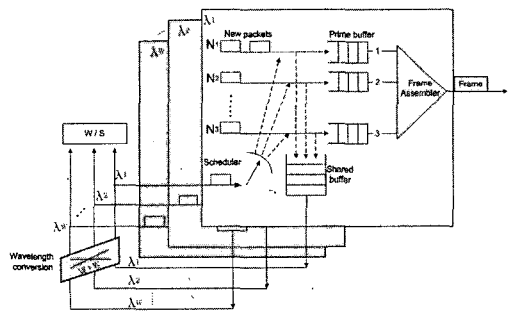


그림 2. 제안한 스케줄러 구조

그림 2에서는 두개의 출선 경로를 가지는 스케줄러의 구조를 나타낸 것이다. 각각의 노드에서 발생하는 패킷은 스케줄러에 의해 선정된

패킷만이 프레임 버퍼에 입력되어 프레임 어셈블러에서 프레임으로 구성되어 전송망으로 서비스된다. 그렇지 않고 스케줄러가 선정하지 않은 패킷은 공유되는 버퍼에 저장되어 다음 서비스 시간동안 대기하게 된다. 이때 공유 버퍼에 저장되어 있는 패킷은 다시 스케줄러에 의해 다음 서비스 여부를 결정되게 되는데 파장의 여유가 있을 경우는 일반적인 파장 스위칭에 의하여 하나의 파장에 점유되어 서비스가 이루어진다. 마찬가지로 파장의 여유가 없을 경우는 다시 파장의 시분할 전송을 위해 다시 스케줄러의 선택을 기다리게 된다. 따라서 우선순위가 낮은 패킷의 경우에는 한 번에 서비스되지 못하고 여러 번의 사이클을 통해 서비스될 수 있다.

2. 제안한 구조의 알고리즘

WDM 광학 네트워크의 트래픽 패턴은 이중의 멀티그래프 $G(U,V,E)$ 에 의해 모델화 될 수 있다. U 는 소스 노드의 집합, V 는 목적지 노드의 집합, E 는 edge의 집합이다. 파장의 수가 네트워크상의 제약 요소가 아니라면, 다시 말해서 $W \geq N$ 이면, 하나의 노드는 하나의 파장에 의해 전송될 수 있다. 여기서 W 는 파장의 수, N 은 노드의 수를 나타낸다. 하지만 $W < N$ 이면, 각 노드의 발생 패킷은 여러 개의 타임 슬롯으로 나누어 전송되어야 한다. 이러한 타임 슬롯 집합과 이들의 구체적인 순서가 전송 스케줄이 된다.

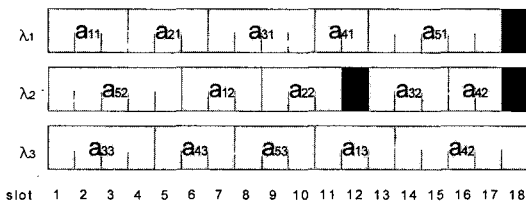


그림3. 전송 스케줄 (가정: $W < N$)

그림 3에서는 각각의 노드에 할당된 타임 슬롯을 보여주고 있다. 이는 보다 우선순위가 높은 노드에서 보다 많은 타임 슬롯을 할당받아 전송됨을 보인다. λ_1 에서는 노드 5가 5개의 타임 슬롯을 할당받았고 λ_3 에서는 노드 2가 가장 많은 타임 슬롯을 할당받았음을 나타내고 있다.

여기서 amn 의 m 은 노드의 번호, n 은 사용파장을 나타낸다. 스케줄러가 각 노드 당 적절한 크기의 time slot을 분배함으로써 충돌 없는 전송 스케줄을 생성하게 된다. 최적의 프레임 크기를 찾는다면 프레임에 불필요한 길이가 필요 없게 되어 이상적인 전송조건을 만족시킬 수 있다. Δ 가 G 를 만족시키는 최대 차수라고 하면 파라미터 G 의 최적의 프레임 크기는 Δ 가 된다.

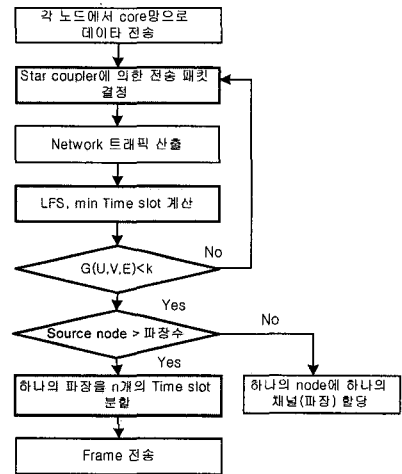


그림4. 스케줄링 알고리즘

그림 4는 스케줄링 알고리즘의 순서도를 나타낸 것이다. 각 노드에서 전송 패킷 요구가 들어오면 스케줄링 모듈을 포함하는 스타 커플러에서 전송 할 패킷을 결정하게 된다. 이러한 과정에서 스케줄러는 지속적으로 노드에서 발생하는 트래픽의 종류 및 크기를 콘트롤 채널을 통해 점검하고 LFS 및 할당 될 타임 슬롯을 결정하게 된다. 따라서 스케줄러가 가지고 있는 G 값과 현재 k 값을 비교하여 두 개의 모듈중 하나를 결정하게 된다.

3. 구현 절차

제안한 알고리즘의 구현을 위해 2가지의 프레임 크기를 고찰한다. VFS(Variable Frame Size) 구조는 가변적인 패킷의 수를 선택한다. 즉 스케줄링의 각 주기에서 각각의 노드마다 최대 k 개의 패킷을 선택한다. 그러므로 $M \leq kN$ 와 같이 정의된다. 여기서 M 은 프레임 당 타임 슬롯 수, N 은 노드의 수가 된다. 즉 k 값에 의해 프레임 크기가 결정되므로 이는 스케줄러 문턱값으로 정의된다. 이 구조에서는 각 노드가 한

주기 동안 k 개의 패킷을 전송할 수 있음을 의미하며 이 때 f 는 프레임 크기이며, 프레임 크기는 N, W, Δ 에 따라 달라진다. 스케줄링 알고리즘에 의해서 Δ 개의 집합이 생성되고 각각의 집합은 최대 kN 개의 패킷으로 구성되므로 타임슬롯의 최대 값은 각각의 집합에 대해 충분한 처리능력을 가지게 된다. 그러므로 Δ 가 네트워크의 트래픽 패턴에 따라 변화하게 된다. 그러므로 이 구조는 노드에 어떠한 품질서비스(QoS)도 보장할 수 없으며, 단지 Best Effort Transmission만 지원하게 된다.

VFS 구조가 프레임 크기의 변화 때문에 어떠한 대역폭의 제공도 보장할 수 없다는 점에서 LFS(Limit Frame Size) 구조가 제시되었다. 스케줄러는 한 주기에서 각 전송 노드로부터 LFS구조와 동일한 k 개의 패킷을 선택한다. 또한 수신 노드에 최대 k 개의 패킷을 보장하여 $\Delta = k$ 가 되도록 한다. VFS 구조에서와 같이 각각의 주기에서 선택되는 패킷의 총 개수는 kN 으로 한정된다. 그러므로 $f \leq k$ 이며, LFS 구조의 최대 프레임 크기 f_{max} 는 k 이다.

프레임 크기가 제한되었기 때문에 LFS 구조는 노드에 대역폭을 보장하는 데 사용될 수 있다. 각각의 노드가 최대 k 개의 패킷을 송·수신할 수 있음을 고려할 때 확보할 수 있는 최대의 대역폭 또한 전송 및 수신 끝에서 주기당 k 개의 패킷으로 한정된다.

III. 성능평가

1. 성능평가 환경

제안된 구조의 성능평가를 위해 적용된 파라미터는 표 1과 같으며 각각의 구성은 표 2와 같이 나타낸다. 네트워크는 100개의 노드로 구성된다. 각각의 노드에는 50 패킷 용량의 개별 버퍼를 가지고 있으며 각 주기 동안 $k=10$ 개의 패킷이 스케줄링을 위해 각 노드로부터 선택된다. 데이터 채널의 개수 W 는 8로 고정하였고 최소 프레임 크기는 10 타임 슬롯으로 설정하였다. 또한 패킷 선택과 스케줄링 과정을 위한 최소 설정 시간은 $2\mu s$ 로 고정 시켰으며 이는 스케줄러 동작시간이라 할 수 있다. 또한 각 데이터 채널의 전송 속도는 2.5Gb/s라고 가정하고 VFS와 LFS 구조는 성능 평가에서 개별적으로 취급한다.

표 1 성능평가 파라미터

N	전송 노드 수
W	Single hop에서의 운용 파장 수
f	프레임 크기
Δ	G의 최대 차수
G	(U, V, E)
U	Source node
V	Destination node
E	Edge node
k	하나의 노드가 전송 할 수 있는 최대 패킷 수
T_{ij}	i 노드가 j 파장을 사용할 때 채널 효율
P_{ij}	i 노드가 j 파장을 사용할 때 패킷 손실률

표 2 성능평가 환경

구분	적용	비고
평균 노드의 수	5개	Constant
평균 운용 파장의 수	8ch	"
각 노드별 발생 패킷 수	평균 k/f	k: 최대 발생 패킷수 f: 프레임 크기
Edge	5개	Constant
패킷 크기	평균 1024KB의 지수 분포	Variable
패킷 선택 시간	평균 $2\mu s$	스케줄러 동작시간
최소 타임 슬롯 크기	$n/f < M$	
LFS	최대 n개의 타임 슬롯	Constant
VFS	평균 n개의 타임 슬롯	Variable

2. 성능 평가 및 고찰

성능평가는 콘트롤 파라미터의 선택에 관계 없이 패킷 손실률과 채널 효율을 산출한다. 모의실험은 400주기 이상 반복된다. 이 때 정확한 결과를 위해 처음 200주기 동안의 결과는 폐기하고 나머지 200 주기 동안의 결과를 사용한다. 성능비교를 위한 프레임 구조는 LFS와 VFS를 사용하여 비교하였으며 각 노드에서 발생하는 트래픽의 종류를 Bernoulli 트래픽과 2-state 트래픽 두 가지로 구분하여 모의실험을 수행하였다. Bernoulli 트래픽은 트래픽의 비 폭발적 속성을 그리고 2-state 트래픽은 폭발 또는 휴지 상태의 트래픽 특성을 갖는다. 트래픽 폭주 길이는 급격히 변화하여 그 평균은 k와 같도록 선택한다. 트래픽 폭발 상태에서 생성된 모든 패킷은 동일한 수신 노드로 전송되며 휴지 상태에서는 어떠한 패킷도 도착하지 않는다. 트래픽 휴지 상태에서 트래픽 폭발 상태로의 상태 변화 확률은 평균 폭주 길이와 패킷 도착 확률 P에 의해서 결정된다. 이 때 P는 다양한 도착 비율을 생성하기 위해 변화한다.

2.1 패킷 손실률

도착된 패킷은 전송되기 전에 노드의 버퍼에 저장된다. 이 때 버퍼의 공간이 부족하여 패킷이 버퍼에 저장되지 못하고 손실되는 경우가 있는데 이 비율을 패킷 손실률이라 한다. 즉, 각 노드에서 발생하는 패킷들은 스케줄링 알고리즘에 의해 선택되어 지지 않을 때 일정 시간 대기해야 하는데 이때 패킷 손실이 발생한다. 그러므로 패킷 손실률은 패킷 손실 량의 총합을 모의실험 동안 발생하는 패킷의 총수로 나누어 계산한다. 패킷 손실률은 다음과 같다.

$$P_{ij} = \frac{1}{Nk} \sum_{k=1}^{a_{ij}} (1 - \sigma_{ij} P_{ij})^{d_{ij}^{(k)}}$$

여기서, N : 노드의 수

k : 노드 당 최대 패킷 발생 수

a_{ij} : 프레임의 최대 타임 슬롯 개수

σ_i : i 노드의 패킷 도착 율

P_{ij} : i 노드가 j 파장을 사용할 때의 확률 값

$d_{ij}^{(k)}$: j 파장에서 i 노드가 할당받는 슬롯의 수.

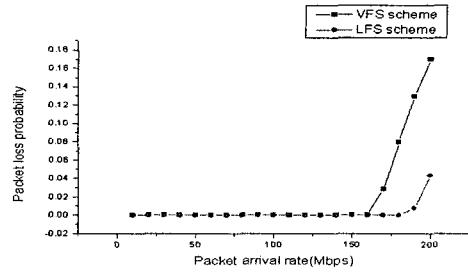


그림5. Bernoulli 트래픽에서 패킷 손실률

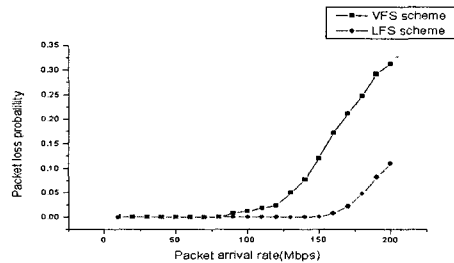


그림6. 2-state 트래픽에서 패킷 손실률

그림5, 6은 다양한 패킷 도착 율에 있어, Bernoulli와 2-state 트래픽 각각에 대한 VFS와 LFS 구조의 패킷 손실률을 보여준다. 결과를 통해 트래픽이 높은 기간 동안에는 모든 유형의 트래픽에 대해서 LFS 구조가 VFS 구조에 비해 낮은 패킷 손실률을 보임을 알 수 있다. Bernoulli 트래픽의 경우 채널 효율은 130Mbps 이상, 그리고 2 state 트래픽의 경우는 160Mbps 이상 일 때 LFS구조가 보다 효율적인 전송이 가능한 구조임을 보였다. 또한 패킷 손실률 측면에서도 Bernoulli 트래픽은 160Mbps 이상, 2-state 트래픽의 경우는 75Mbps이상에서 효율 면이나 손실률 측면에서 LFS가 양호함을 보였다. 이 수치는 광대역의 대역폭을 처리하는 WDM 망에서 패킷 단위의 전송 스케줄 선정을 위한 파라미터 값이 된다.

2.2 채널 사용률

채널 효율은 데이터 채널이 데이터 전송을 위해 사용되는 비율을 말한다. 채널 효율은 스케줄링 된 패킷의 개수를 시뮬레이션 동안의 타임 슬롯의 개수와 W로 나누어 계산한다. 채널 효율은 다음과 같다

$$T_{ij} = \frac{1}{M} \sum_{k=1}^{a_{ij}} 1 - (1 - \sigma_i P_{ij})^{d_{ij}^{(k)}}$$

여기서, T_{ij} : i 노드가 j 파장을 사용했을 때의 채널 효율

a_{ij} : 프레임의 최대 타임 슬롯 개수

σ_i : i 노드의 패킷 도착율

M : 프레임 당 타임 슬롯의 수

P_{ij} : i 노드가 j 파장을 사용할 때의 확률 값

$d_{ij}^{(k)}$: j 파장에서 i 노드가 할당받는 슬롯의 수

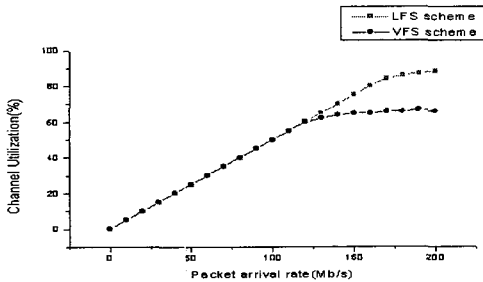


그림7. Berncculli 트래픽에서 채널 사용률

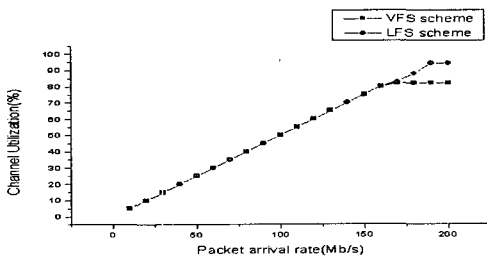


그림8. 2-state 트래픽에서 채널 사용률

그림7, 8은 패킷 도착율에 따른 VFS와 LFS 구조의 채널 사용율을 나타내며 LFS 구조가 VFS 구조에 비해 더 높은 사용률을 보이고 있음을 알 수 있다. 노드의 패킷 도착율이 증가하여 네트워크 트래픽이 높아지게 되면, VFS 구조는 LFS 구조에 비해 그래프는 느려지기 시작한다. 트래픽이 높을 때, VFS의 경우 프레임 크기가 변화하기 때문에 한 주기에 가능한 많은 패킷을 수용하려 한다. 따라서 주기는 길어지고 패킷은 버퍼 공간을 채우기 시작한다. 버퍼가 채워지면 패킷의 개수는 줄어들고 채널

사용은 떨어지게 된다. LFS 구조의 경우 트래픽이 높을 경우에도 프레임 크기는 제한된다. 이러한 특성 때문에 VFS 구조보다 더 빠르게 스케줄을 계획할 수 있다. 그러므로 동일한 시간 동안 더 많은 패킷을 전송할 수 있고 결과적으로 더 높은 네트워크 사용이 가능하게 된다. LFS 구조는 도착율 150Mbps 이상에서 네트워크 사용률이 85% 이상임을 실험 결과 알 수 있다.

IV. 결론

본 논문에서는 WDM 망에서 Time slot 할당을 위한 스케줄러와 두 가지 유형의 프레임 크기를 제시하였다. VFS는 단순하지만 오직 Best Effort Transmission 서비스만을 지원한다. 반면에 LFS 구조는 전송 프레임의 크기를 고정해줌으로써 네트워크에서 노드의 많은 부분까지 대역폭을 지원해줄 수 있다. 이 특성은 비동기식 전송모드인 ATM 서비스에서 필요한 고정 비트 전송률(CBR)과 같이 대역폭의 보장 QoS를 요구하는 경우 사용된다. 또한 LFS 구조의 두 가지 경로 패킷 선택 프로세스는 비예약 대역폭도 지원할 수 있도록 고안되었다. 기존의 파장단위의 운용은 대역폭의 한계성에도달하게 되어 백본 망으로써의 역할을 수행하지 못하게 된다. 이 현상을 해결하기 위해 제안된 두 개의 출선 경로를 가지는 구조는 교환기 내부에서의 지연 현상은 발생하게 되지만 대역폭 및 손실률 측면에서 향상된 결과를 얻을 수 있다.

제안한 병렬구조의 광 교환기는 한정된 크기의 프레임 구조에서 망의 효율 및 확장성을 향상시킨다는 결과를 얻었다. 이 결과는 단순한 대역폭의 보장 측면이 아닌 손실률 감소 효과까지도 지원하여 광대역의 대역폭을 요구하는 WDM 망에서 보다 신뢰성 있는 교환노드 역할을 할 것으로 사료된다.

참고문헌

[1] B. Mukherjee, "WDM-based Local Lightwave Network Part I: Single-Hop System," IEEE Network, vol. 6, no. 3, pp. 12-27, May 1992.

- [2] M. S. Borella and B. Mukherjee, "Efficient Scheduling of Nonuniform Packet Traffic in a WDM/TDM Local Lightwave Network with Arbitrary Transceiver Tuning Latencies," in proc. 1995 IEEE Infocom, Boston, Massachusetts, vol. 2, pp. 129-137.
- [3] G. N. Rouskas and V. Sivaraman, "Packet Scheduling in Broadcast WDM Network with Arbitrary Transceiver Tuning Latencies," IEEE/ACM Transactions on Networking, vol. 5, no. 3, pp. 359-370, Jun. 1997.
- [4] A. DasyIva and R. Sricant, "Optimal WDM Schedules for Optical Star Network," IEEE/ACM Transactions on Networking, vol. 7, no. 3, pp. 446-456, Jun. 1999.
- [5] A. Kam, K.-Y. Siu, R. Barry, and E. Swanson, "A Cell Switching WDM Broadcast LAN with Bandwidth Guarantee and Fair Access," IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology, vol. 16, no. 12, pp. 2265-2280, Dec. 1998.
- [6] G. Chartrand and O. R. Oellermann, Applied and Algorithmic Graph Theory. USA:McGraw-Hill, 1993.

김 경 목(Kyoung-Mok Kim)

정회원



1996년 : 서울산업대학교
전자 공학과 졸업
(공학사)

2002년 : 광운대학교 대학원
전자통신공학과 졸업
(공학석사)

2004년 현재 : 광운대학교 대학원 전자통신공학과
재학 (박사과정)

<주관심분야> Optical Internet, MPAS, GMPLS

오 영 환(Young-hwan Oh)

정회원

한국통신학회 논문지 제 28권 제 3호 참조