

수동적인 스타형 파장 분할 다중 방식인 광 네트워크에서의 전방송을 위한 최적 전송 스케줄링

(Optimal Transmission Scheduling for All-to-all Broadcast in WDM Optical Passive Star Networks)

장 종 준 * 박 영 호 ** 홍 만 표 *** 위 규 범 *** 예 흥 진 ***

(Jongjun Jang) (Youngho Park) (Manpyo Hong) (Kyubum Wee) (Hongjin Yeh)

요 약 본 논문은 N 개의 노드와 W 개의 파장을 가진 WDM Passive-star형 광 네트워크에서 주기적으로 발생하는 전방송에 대한 패킷 전송 스케줄링 알고리즘에 관한 것이다. 각각의 노드가 한 개씩의 조율 가능한 송신기와 고정 조율된 수신기를 가지고, 각각의 송신기는 k 개의 파장으로 조율이 가능하다고 가정한다. 조율지연은 송신기가 임의의 파장에서 다른 파장으로 조율하는데 걸리는 시간을 의미하고 한 개의 패킷을 전송하는데 걸리는 시간을 단위로 하여 $\delta (>0)$ 로 나타낸다. 전방송이란 모든 노드가 자기자신을 제외한 다른 모든 노드에 패킷을 전송하는 것을 말하고 전방송시 전송되는 전체 패킷의 개수는 $N(N-1)$ 이다. 또한, 최적 전송 스케줄링이란 전송되어야 하는 모든 패킷이 최소시간 내에 전송될 수 있도록 스케줄하는 것을 말한다. 본 논문에서 최적 전송 스케줄에 대한 조건을 제시하고 임의의 N, k, δ ($N > k$)에 대하여 전방송에 드는 스케줄링 주기가 $\max\{\lceil \frac{N}{k} \rceil(N-1), k\delta + N - 1\}$ 인 최적 전송 스케줄링 알고리즘을 제시하도록 한다.

Abstract This paper is concerned with packet transmission scheduling problem for repeating all-to-all broadcasts in WDM optical passive-star networks in which there are N nodes and k wavelengths. It is assumed that each node has one tunable transmitter and one fixed-tuned receiver, and each transmitter can tune to k different wavelengths. The tuning delay represents the time taken for a transmitter to tune from one wavelength to another and represented as $\delta (>0)$ in units of packet durations. We define all-to-all broadcast as the one where every node transmits packets to all the other nodes except itself. So, there are in total $N(N-1)$ packets to be transmitted for an all-to-all broadcast. The optimal transmission scheduling is to schedule in such a way that all packets can be transmitted within the minimum time. In this paper, we propose the condition for optimal transmission schedules and present an optimal transmission scheduling algorithm for arbitrary values of N, k , and δ . The cycle length of the optimal schedules is $\max\{\lceil \frac{N}{k} \rceil(N-1), k\delta + N - 1\}$.

1. 서론

파장분할다중화(WDM:Wavelength Division Multiplexing) 기법을 사용하는 광상호연결망은 수십 Tbps 전송을 가능하도록 한다. 이러한 초고속 통신망은 국제 통신망에 뿐만 아니라 대규모 병렬처리(MPP:Massively Parallel Processing) 시스템에도 효과적으로 사용될 수 있다[1][2][3]. 그러나, 기술의 한계와 고가장비로 인한 경제성 때문에 다양한 형태의 연결망 구축에는 한계를 보이고 있는 상황이다. 대부분의 광연결망은 Passive-

* 이 논문은 1999년도 정보통신부 대학기초 연구지원사업 및 연구용 기
자재지원의 부분적인 지원에 의해 작성되었음

† 정 회 원 : 신구대학 컴퓨터정보처리과 교수
jjjang@ns.shingu-c.ac.kr

** 비 회 원 : 이주대학교 컴퓨터공학과
maria@madang.ajou.ac.kr

*** 종신회원 : 이주대학교 정보및컴퓨터공학부 교수
mphong@madang.ajou.ac.kr
kbwee@madang.ajou.ac.kr
hjyeh@madang.ajou.ac.kr

논문접수 : 1999년 3월 23일

심사완료 : 1999년 11월 8일

star, 배열구조(Array), 고리구조(Ring), 그물구조(Mesh)[4]로 이루어져 있으며 이중에서도 Passive-star와 고리구조 연결망이 주류를 이루고 있다. 일반적으로 연결망에 있어 다중방송(Multicast)과 전방송(All-to-all Broadcast)은 빈번히 발생하면서 큰 비용을 필요로 하는 대표적인 전송 패턴이다. 특히 전방송은 모든 전송 패턴의 근간으로서 다중방송을 포함한 모든 전송 패턴은 전방송의 특별한 전송 패턴에 속한다. 그러므로 이러한 전방송에 대한 연구는 다른 전송 패턴에 대한 기초 연구로 사용될 것이다. 또한, 전방송은 전송 문제 이외에 다양한 네트워크 구조로의 임베딩 문제나 최적의 경로를 찾는 라우팅 문제에 적용되어 사용될 수 있다. 그러므로 전방송은 모든 연결망에 있어서 최적의 전송 스케줄링을 요구하는 가장 중요한 전송 패턴으로 연구되고 있다.

Passive-star형 광연결망에서 전방송은 노드 수($=N$), 파장 수($=k$), 조율시간($=\delta$), 노드 수와 파장 수의 관계, 자기 자신에게도 패킷을 전송할 것인가의 여부, 전방송이 주기적으로 발생하는가의 여부에 따라 다양하게 연구되었다. 이중 자기 자신에게도 패킷을 전송할 것인가의 여부에서 자기 자신에게로의 전송을 포함시키게 되면 전체 전송 패킷의 개수는 N^2 으로 문제 해결이 쉬워진다. 그러나 실제 문제에 있어 자기 자신에로의 패킷 전송은 무의미한 것으로 필요없는 부분이며 자기 자신에게로의 전송을 포함시키지 않게 되면 전체 전송 패킷의 개수는 $N(N-1)$ 으로 문제가 다소 복잡하게 되나 실제 문제에 부합하게 된다. 대부분의 연구는 이러한 다양한 조건에서 전송 스케줄링 길이를 L 이라 할 때, L 의 최소 값을 제시하거나 최적의 전송 스케줄링 알고리즘을 제안하는데 중점을 두었다. 먼저, Pieris와 Sasaki는 노드수가 파장수의 배수이고 자기 자신에게도 패킷을 전송한다고 가정할 때, $\max(\delta + \frac{N^2}{k}, k\delta + N - \frac{N}{k} + \frac{N^2}{k^2}) \leq L \leq \max(\delta + \frac{N^2}{k}, \sqrt{N\delta})$ 임을 증명하였다[5]. Choi, Choi와 Azizoglu는 [5]와 같은 가정 하에서 [5]의 최소 바운드의 값이 최적임을 증명하였다[6]. [7]에서는 N 이 k 의 배수가 아니고 자기 자신에도 패킷을 전송한다고 가정할 때, 한번의 전방송을 요구하는 스케줄링에서 조율시간의 범위에 따라 세 가지 경우로 나누고 각각의 경우에 대한 스케줄링 알고리즘을 제안하였다. [7]에서 제안된 스케줄링 알고리즘은 일부는 최적이지 않지만 증명된 최적 길이의 $\frac{1}{12}$ 배까지 근접하였다. Lee, Oh, Choi와 Choi는 N 이 k 의 배수이고 자기 자신에는 패킷을 전송하지 않음을 가정할 때, 방송이 반복적으로 발생하는 상황에서 이에 대

한 최적의 전송 스케줄링 주기는 $\max(\frac{N(N-1)}{k}, k\delta + N-1)$ 임을 증명하고 주기를 만족하는 최적 전송 스케줄링 알고리즘을 제안하였다[8]. [9]에서는 N 이 k 의 배수가 아니고 자기 자신에는 패킷을 전송하지 않음을 가정할 때, 최적의 전송 스케줄링 주기는 $\max(\lfloor \frac{N}{k} \rfloor (N-1), k\delta + N-1)$ 임을 증명하였다. 또한 $N-1$ 이 k 의 배수일 때, 최적 전송 스케줄링 알고리즘을 제안하였고 $N-1$ 이 k 의 배수가 아닐 때, $\lfloor \frac{N}{k} \rfloor (N-1) > k\delta + N-1$ 인 범위 내에서 최적보다 1이 큰 알고리즘을 제안하였다.

지금까지의 연구에서 주기적으로 발생하는 전방송에 대하여 임의의 N, k, δ 에 대하여 자기 자신에게도 패킷을 전송한다는 가정하에 최적 스케줄링 주기가 제시되었고 그 주기에 만족하는 최적 스케줄링 알고리즘이 제안되었다[5][6][7]. 그러나 자기 자신에게는 패킷을 전송하지 않는다는 가정 하에서는 N 이나 $N-1$ 이 k 로 나누어질 경우에만 최적 스케줄링 알고리즘이 제안되어 있다[8][9]. 본 논문에서는 주기적으로 발생하는 전방송에 대하여 모든 노드가 자기 자신에게는 패킷을 전송하지 않는다는 가정 하에서 임의의 N, k, δ (단, $N > k$)에 대하여 N 과 k 의 배수관계에 상관없이 모든 경우에 대하여 최적 전송 스케줄링 알고리즘이 되기 위한 조건을 제시하고 해당 조건을 만족하는 스케줄링 알고리즘을 제안한다. 특히 본 논문에서 제안된 스케줄링 알고리즘은 구성이 간단하고 스케줄링 테이블 외에는 별도의 데이터 구조가 필요없으며, $O(N^2)$ 내에 스케줄링 테이블 구성이 가능하다. 본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서 문제 제시 및 최적 전송 스케줄링 주기를 구한다. 3장에서는 최적 전송 스케줄링 알고리즘이 되기 위한 조건을 제시하고 제시된 조건에 부합하는 새로운 알고리즘을 제안하고 그 것이 최적임을 증명한다. 마지막으로 4장에서 결론을 맺도록 한다.

2. 최적 전송 스케줄링

2.1 문제 정의

N 개의 노드로 구성된 Passive-star형 광 상호연결망이 있다(그림 1). $N = a \cdot k + b$ 이다. a 와 b 는 정수이고 각각의 영역은 $a = \lfloor \frac{N}{k} \rfloor - 1$ 과 $0 < b \leq k$ 이다. b 값은 0이 될 수 없으므로 N 이 k 의 배수일 경우에 b 는 k 가 된다. 각각의 노드는 한 쌍의 송신기와 수신기를 가지며 각각 t_i 와 $r_i(0 \leq i < N)$ 로 나타내도록 한다. 송신기와 수신기는 WDM 기법을 이용하여 패킷 전송을 한다. 사용 가능한

파장은 k 개이고 $w_i(0 \leq i < k)$ 로 나타낸다. 송신기는 전송에 필요한 파장을 확보할 수 있도록 조율이 가능하고 수신기는 고정 파장을 사용한다. 송신기와 수신기는 각각 $a+1$ 개와 k 개의 그룹으로 나누어지고 각각 $T_i(0 \leq i \leq a)$ 와 $R_i(0 \leq i < k)$ 로 나타낸다. $0 \leq i < a$ 이면 $T_i = \{t_{jlik} \mid j < (i+1)k\}$ 이고, $i=a$ 이면, $T_i = \{t_{jlik} \mid j < N\}$ 이다. 또한, $0 \leq i < b$ 이면, $R_i = \{r_{i,jk} \mid 0 \leq j \leq a\}$ 이고 $b \leq i < k$ 이면, $R_i = \{r_{i,jk} \mid 0 \leq j < a\}$ 이다. R_i 에 속한 모든 수신기는 w_i 파장을 사용하도록 고정되어 있다. 이때 N 과 k 에 상관없이 $|R_0| = \lceil \frac{N}{k} \rceil = a+1$ 이다. w_i 로 조율된 송신기는 R_i 에 속한 모든 수신기에 차례로 전송하고 다음 전송을 위하여 w_{i+1} 로 조율된다. 조율시간은 한 개의 패킷을 전송하는 시간을 단위로 하여 δ 로 나타낸다($\delta > 0$).

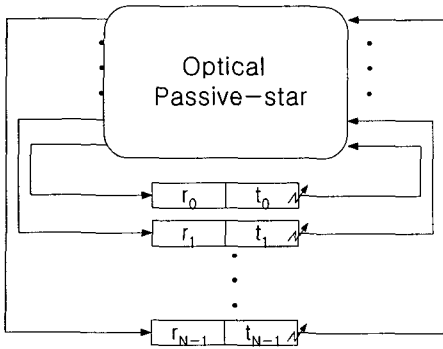


그림 1 노드 N개의 Passive-star형 광 상호연결망

전방송(All-to-all Broadcast)은 N 개의 노드에서 각각 자기자신을 제외한 $N-1$ 개의 노드로 패킷을 전송하는 것을 말한다. 전방송을 위한 최적 전송 스케줄링 주기는 한번의 전방송에 드는 최소의 시간을 말하고 L_{min} 으로 나타낸다. 이때, 최적 전송 스케줄링 문제는 주기적으로 발생하는 전방송에 대하여 L_{min} 내에 한번의 전방송을 끝내도록 하는 전송 스케줄링 테이블을 찾는 것이다. 스케줄링 테이블은 2차원 배열로 구성된다. 배열의 세로 축은 송신기 번호를 가로 축은 시간 축을 나타낸다. 시간 축에서의 시간은 한 패킷이 전송되는데 걸리는 시간을 기본단위로 하고, 세로 축의 송신기 번호는 특별한 순서로 나열될 수 있다. 모든 노드는 수신 그룹에 대하여 R_0, R_1, \dots, R_{k-1} 순으로 전송하고 전송이 시작되면 조율된 파장을 사용하는 모든 수신기에 중단없이 전송을 한다. 테이블 내에서의 번호는 그 위치에 있는 송신기가 해당 시간대에 패킷을 전송할 목적 수신기에 대한 인덱스를 나타내고, 빈 공간은 송신기가 다른 파장에

로 채널을 바꿀 수 있는 조율 영역을 나타낸다.

2.2 최적 전송 스케줄링 주기

주기적으로 발생하는 전방송에 대하여 한번의 전방송에 드는 최소의 시간 주기 L_{min} 은 한 파장을 통해 전송되는 패킷의 개수와 한 노드에서 $N-1$ 개의 패킷을 전송하는데 걸리는 시간 중 최대 값으로 정의된다. 또한, L_{min} 은 δ 에 따라 최대 값이 결정된다. 다음은 L_{min} 에 대한 정의와 [9]에서 제안한 스케줄링 알고리즘을 이용해 구성된 스케줄링 테이블이 δ 에 따라 최적인 예와 최적이지 않은 예를 보인 것이다.

[보조정리 1] 한번의 전방송에 드는 최소 스케줄링 주기 L_{min} 은 $\lceil \frac{N}{k} \rceil (N-1)$ 이다.

(증명) 수신기가 w_0 로 고정되어 있는 노드는 자기자신을 제외하고 $N-1$ 개의 노드로부터 패킷을 전송 받아야 한다. 이 때 같은 파장으로 동시에 2개 이상의 패킷을 전송 받을 수 없으므로 한 노드에서 모든 패킷을 전송 받는데 걸리는 최소 시간은 $N-1$ 이다. 이러한 노드가 $|R_0|$ 개 있으므로 한번의 전방송에 드는 최소 스케줄링 주기 L_{min} 은 $|R_0|(N-1)$ 이다. $|R_0|$ 는 $\lceil \frac{N}{k} \rceil$ 이므로 L_{min} 은 $\lceil \frac{N}{k} \rceil (N-1)$ 이다. □

[보조정리 2] 한번의 전방송에 드는 최소 스케줄링 주기 L_{min} 은 $k\delta + N - 1$ 이다.

(증명) 한 노드에서 모든 $R_i(0 \leq i < k)$ 에 전송하는 최소 시간은 k 번의 조율 시간(각각의 수신그룹이 다른 파장을 쓰므로)과 $\sum_{i=0}^{k-1} R_i = N-1$ 개의 패킷 전송 시간의 합으로 표현된다. 그러므로 한번의 전방송에 드는 최소 스케줄링 주기 L_{min} 은 $k\delta + N - 1$ 이다. □

[정리 1] 임의로 주어진 N, k, δ 에 대하여 최적 전송 스케줄링 길이 L_{min} 은 $\max\{\lceil \frac{N}{k} \rceil (N-1), k\delta + N - 1\}$ 보다 크거나 같다.

(증명) 보조정리 1과 2로부터 한번의 전방송에 드는 최소 스케줄링 주기 L_{min} 은 $\lceil \frac{N}{k} \rceil (N-1)$ 이나 $k\delta + N - 1$ 보다 작을 수 없다. 그러므로 L_{min} 은 $\max\{\lceil \frac{N}{k} \rceil (N-1), k\delta + N - 1\}$ 보다 크거나 같다. □

[보조정리 3] $\delta \leq a^2 + \frac{ab}{k} - \frac{a}{k}$ 일 때, L_{min} 은 $\lceil \frac{N}{k} \rceil (N-1)$

이고 $\delta > a^2 + \frac{ab}{k} - \frac{a}{k}$ 일 때, L_{min} 은 $k\delta + N - 1$ 이다.

(증명) $\delta \leq a^2 + \frac{ab}{k} - \frac{a}{k}$ 일 때 $a^2k + ab - a \geq k\delta$ 임을 알 수

있다. 양변에 $N-1$ 을 더하고 좌변을 정리하면 $(a+1)(N-1)$ 이고 $\lceil \frac{N}{k} \rceil = a+1$ 이므로 $\lceil \frac{N}{k} \rceil (N-1)$ 이다. 그러므로 $\lceil \frac{N}{k} \rceil (N-1) \geq k\delta + N-1$ 임을 알 수 있고 L_{\min} 은 $\lceil \frac{N}{k} \rceil (N-1)$ 이다. 같은 방법으로 $\delta > a^2 + \frac{ab}{k} - \frac{a}{k}$ 일 때, $a^2k + ab - a < k\delta$ 이고 양변에 $N-1$ 을 더하고 정리하면 L_{\min} 은 $k\delta + N-1$ 임을 알 수 있다. □

표 1 $N=7, k=3, \delta=3$ 일 때, 스케줄링 테이블

	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	
t_0	3	6				1	4				2	5							
t_1			0	3	6				4				2	5					
t_2						0	3	6				1	4				5		
t_3	2	5							0	6				1	4				
t_4			2	5						0	3	6					1		
t_5	1	4				2								0	3	6			
t_6				1	4				2	5								0	3

표 2 $N=7, k=4, \delta=4$ 일 때, 스케줄링 테이블

	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19
t_0	4					1	5				2	6				3				
t_1	0	4						5				2	6					3		
t_2			0	4					1	5				6					3	
t_3					0	4					1	5			2	6				
t_4		3					0					1	5					2	6	
t_5	6			3				0	4					1						2
t_6	2				3					0	4				1	5				

표 1과 2는 [9]에서 제안된 알고리즘으로 구성한 스케줄링 테이블을 나타낸 것이다. 표 1에서 전송 스케줄링 주기는 18이다. $N=7, k=3, \delta=3$ 일 때, $\delta \leq a^2 + \frac{ab}{k} - \frac{a}{k} = 4$ 이므로 [보조정리 3]으로부터 L_{\min} 은 $\lceil \frac{N}{k} \rceil (N-1) = 18$ 이므로 표 1의 전송 스케줄링은 최적임을 알 수 있다. 반면 표 2에서 전송 스케줄링 주기는 20이다. $N=7, k=4, \delta=3$ 일 때, $\delta \geq a^2 + \frac{ab}{k} - \frac{a}{k} = 1$ 이므로 L_{\min} 은 $k\delta + N-1 = 18$ 이므로 표 2의 전송 스케줄링은 최적임을 알 수 있다. 표 2에서 회색 부분은 해당 노드에서 수신 그룹 R_{j-1} 에 대한 전송을 끝내고 조율까지 끝난 시점보다 이전 노드에서 수신 그룹 R_j 에 대한 전송을 끝낸 시점이 뒤에 있는 수신 그룹을 표시한 것이다. 이때 t_1 과 t_5 노드에서의 전송에는 이러한 시점이 두 번 발생하므로 이 테이블의 전송 스케줄링 주기가 L_{\min} 보다

회색 부분의 각각의 증가치 만큼 증가했다는 것을 알 수 있다. 이 것은 표 2의 스케줄링이 최적이지 않은 이유를 설명한다.

3. 최적 전송 스케줄링 알고리즘

3.1 최적 전송 스케줄링 알고리즘 조건

모든 송신기가 $0, 1, \dots, N-1$ 순으로 나열되어 있을 때, i 번째 노드에서 $j-1$ 번째 수신 그룹으로 전송을 끝내고 조율까지 끝낸 시간($=\alpha$)에서 $i-1$ 번째 노드에서 j 번째 수신 그룹으로의 전송을 끝낸 시간($=\beta$)을 뺀 값을 θ ($=\alpha-\beta$)라 정의하고, i 번째 노드에서의 $j-1$ 번째 수신 그룹에 속한 노드 수에서 $i-1$ 번째 노드에서의 j 번째 수신 그룹에 속한 노드 수를 뺀 값을 μ 라 정의한다.

3.1.1 θ, μ 의 정의

그림 2는 연이어 있는 두 개의 노드가 패킷을 전송하는 패턴을 나타낸 것으로 노드 i 가 파장 w_j 로 조율되어 있을 때, m_{ij} 는 한번에 연속하여 보낼 수 있는 최대 패킷 수를 나타낸다. 첨자 i 는 전송하는 노드 번호를 의미하고 j 는 수신 그룹 R_j 를 의미한다(노드 i 에서 R_j 전송 패킷 수 $|R_j|=m_{ij}$). 전송되는 방법은 i 번째 노드에서 m_{ij} 개의 패킷을 전송하고 δ 시간동안 w_{j+1} 로 조율하고 다시 $m_{i,j+1}$ 개의 패킷을 전송한다. 이러한 방법은 모든 패킷을 전송할 때까지 반복적으로 전송된다.

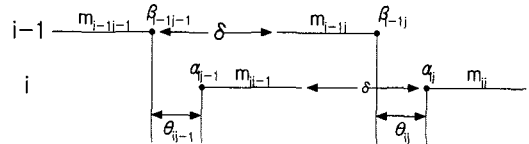


그림 2 두 개의 노드에서의 패킷 전송

이때 노드 i 에서 $m_{i,j-1}$ 개의 R_{j-1} 전송을 끝내고 조율까지 끝낸 시점 α_{ij} 가 노드 $i-1$ 에서 $m_{i-1,j}$ 개의 R_j 전송을 끝낸 시점 $\beta_{i-1,j}$ 보다 작으면 두 노드간에 수신 중첩을 발생시키므로 노드 i 는 R_j 전송을 위하여 α_{ij} 시점으로부터 $\beta_{i-1,j} - \alpha_{ij}$ 시간을 추가로 기다려야 한다. 즉 $\theta < 0$ 이면 해당 노드에서 전송이 가능할지라도 $|\theta|$ 만큼의 추가 지연시간 후에야 전송이 가능하고, $\theta \geq 0$ 이면 이전노드에 상관없이 전송이 가능한 시점에서 바로 전송을 시작할 수 있다. 모든 노드에 대하여 각각의 수신 그룹의 전송 시작 시점과 완료 시점에 따라 θ 와 μ 를 정의할 수 있다. 이때, 스케줄링 테이블에서 최상위에 위치한 노드에서는 δ 외에는 추가 대기 시간이 필요없으므로 θ 와 μ 는 모두 0으로 정의된다. 또한 모든 노드에서 R_0 의

첫 번째 수신기에의 전송은 초기 대기 시간외에 추가 대기 시간을 필요로 하지 않으므로 첫 번째 θ 와 μ 는 모두 0으로 정의된다. 초기 대기 시간이란 해당 노드가 수신그룹 R_0 의 첫 번째 노드를 보내기 직전 시간까지 경과한 시간을 말한다. 이것을 정리하면 θ 와 μ 는 다음과 같은 값을 가진다.

- i) $\theta_{ij} = \alpha_{ij} - \beta_{i-1,j}, \mu_{ij} = m_{ij-1} - m_{i-1,j} \quad (0 < i < N, 0 < j < k)$
- ii) $\theta_{i0} = 0, \mu_{i0} = 0 \quad (0 \leq i < N)$
- iii) $\theta_{0j} = 0, \mu_{0j} = 0 \quad (0 \leq j < k)$

[보조정리 4] $\theta_{ij} = \theta_{i,j-1} + \mu_{ij}$ 이다.

(증명) 그림 2로부터 다음 식을 유도할 수 있다.

$$\beta_{i-1,j} = \beta_{i-1,j-1} + \delta + m_{i-1,j} \quad (1)$$

$$\alpha_{ij} = \alpha_{i,j-1} + m_{ij-1} + \delta \quad (2)$$

(2)-(1)하면

$$\alpha_{ij} - \beta_{i-1,j} = \alpha_{i,j-1} - \beta_{i-1,j-1} + m_{ij-1} - m_{i-1,j}$$

$$\theta_{ij} = \theta_{i,j-1} + \mu_{ij} \text{임을 알 수 있다.} \square$$

3.1.2 최적 전송 스케줄링 알고리즘 조건

모든 μ_{ij} 가 0보다 크거나 같을 때, 전송 스케줄링 주기는 최적이 된다. 그러므로 모든 μ_{ij} 가 0보다 크거나 같도록 하는 것이 최적 전송 스케줄링 알고리즘 조건이 된다. 다음은 최적 조건에 대한 설명이다.

[보조정리 5] 만약 모든 i 와 j 에 대하여 $\mu_{ij} \geq 0$ 이면, 모든 θ_{ij} 는 0보다 크거나 같다.

(증명) [보조정리 4]로부터, $\theta_{ij} = \theta_{i,j-1} + \mu_{ij} = \theta_{i0} + \sum_{s=1}^j \mu_{is}$ 이다. θ_{i0} 는 0이고 모든 μ_{ij} 가 0보다 크므로 모든 θ_{ij} 도 0보다 크다. \square

[보조정리 6] 만약 모든 i 와 j 에 대하여 $\theta_{ij} \geq 0$ 이면, 각각의 노드는 다른 노드의 상태에 상관없이 패킷을 전송할 수 있다.

(증명) 모든 θ_{ij} 가 0보다 크거나 같으면 수신 그룹 R_i 에 대하여 노드 $i-1$ 이 R_i 송신을 끝낸 뒤에 노드 i 가 R_i 를 송신함을 보장한다. 그러므로 모든 $\theta_{ij} \geq 0$ 이면 모든 노드에서 수신 그룹을 전송할 때 반드시 이전 노드의 전송이 끝난 뒤에 전송하고 이것은 모든 $\theta_{ij} \geq 0$ 이면 모든 노드가 다른 노드의 상태에 상관없이 패킷을 전송할 수 있음을 보장한다. \square

[보조정리 7] 모든 노드가 전송에 대하여 독립적으로 동작하도록 하는 스케줄이 있다면, 이러한 스케줄은 최적이 된다.

(증명) 각각의 노드가 독립적으로 동작하면 다른 노드와 상관없이 패킷을 전송할 수 있다. 한 노드에서 다른 노드와 상관없이 $N-1$ 개의 패킷을 전송하는데 걸리는 시간은 $k\delta + N-1$ 이다. 또한 모든 노드에서 패킷 전송 시간이 동일하다. 그러나 노드의 독립과는 상관없이 포장 w_i 를 사용하여 전송하는 패킷의 개수는 $\lceil \frac{N}{k} \rceil (N-1)$ 로 일정하고 전송 스케줄링 주기는 이 값보다 작을 수 없다. 그러므로 각각의 노드가 독립적으로 동작하면 전송 스케줄링 주기는 $\max\{\lceil \frac{N}{k} \rceil (N-1), k\delta + N-1\}$ 이다. 이 값은 최적 전송 스케줄링 주기의 최소값과 같으므로 최적임을 알 수 있다. \square

[정리 2] 모든 μ_{ij} 가 0보다 크거나 같도록 하는 것이 최적 전송 스케줄에 대한 조건이다.

(증명) 보조정리 5-7로부터 쉽게 유도할 수 있다. \square

3.2 최적 전송 스케줄링 알고리즘

다음은 임의의 N, k, δ 가 주어졌을 때 2장에서 제시한 최적 전송 스케줄링 알고리즘 조건을 만족하는 알고리즘에 대한 설명이다. 제안된 알고리즘은 반복적으로 발생하는 전방송에 대하여 한번의 주기만을 나타내는 스케줄링 테이블을 출력한다. 출력된 테이블에서 세로축의 송신기는 송신 그룹 단위로 오름차순으로 나열되어 있고 나열된 각각의 송신 그룹 내에서는 큰 번호의 송신기로부터 작은 번호의 송신기 순으로 나열되어 있다. 이렇게 정렬되어 있는 송신 나열은 α 표기를 사용하여 정의한다. 이에 대한 자세한 내용은 다음과 같다.

3.2.1 α 정의

스케줄링 테이블에서 세로축의 송신기 t_i 가 t_j 보다 앞서 전송을 시작하면 α 를 사용하여 $t_i \alpha t_j$ 로 정의한다. 이러한 α 에 대한 정의로부터 송신 그룹 T_i 에 속한 모든 송신기가 큰 번호로부터 작은 번호로 나열($t_{\max} \alpha t_{\max-1} \alpha \dots \alpha t_{\min+1} \alpha t_{\min}$)되어 있는 것을 T_i^α 로 표시하고 α 나열로 구성된 모든 송신 그룹이 $T_0^\alpha \alpha T_1^\alpha \dots \alpha T_{k-1}^\alpha$ 순으로 나열되어 있는 것을 T^α 로 표시할 때, $T^\alpha = T_0^\alpha \alpha T_1^\alpha \dots \alpha T_{k-2}^\alpha \alpha T_{k-1}^\alpha = t_{k-1} \alpha \dots \alpha t_0 \alpha t_{2k-1} \alpha \dots \alpha t_k \alpha \dots \alpha t_{ak-1} \alpha \dots \alpha t_{(a-1)k} \alpha t_{N-1} \alpha \dots \alpha t_{ak}$ 이다. 또한 α 나열에서 i 번째 송신기 번호를 $\alpha(i)$ ($0 \leq i < N$)로 표시한다. α 나열과 $\alpha(i)$ 에 대한 예를 들면, $N=7$ 이고 $k=3$ 인 경우에 T^α 로 정렬된 송신기의 나열은 $t_2 \alpha t_1 \alpha t_0 \alpha t_5 \alpha t_4 \alpha t_3 \alpha t_6$ 이 되고 $\alpha(0)=2, \alpha(3)=5$, 그리고 α

(6)=6이 된다.

3.2.2 새로운 전송 스케줄링 알고리즘

새로운 알고리즘으로 구성되는 스케줄링 테이블에서 새로 축의 송신기는 N개이고 이것은 T^∞ 나열을 따르도록 한다. 나열된 송신기에 위로부터 0,1,...,N-1 순으로 순차번호를 주면, 각각의 송신기 번호는 $\alpha(s)$ ($0 \leq s < N$)로 표시할 수 있다. 가로 축의 시간은 τ 로 표시하고 왼쪽으로부터 0으로 시작한다. 주어진 송신기의 나열 번호 s를 이용하여 각 노드에서 전송을 시작하는 시간 축의 시작위치 τ_{init} 를 구할 수 있다. τ_{init} 는 한 주기의 전방송에서 s번째 노드 $t_{\alpha(s)}$ 가 R_0 전송을 시작하는 시간 축의 시작위치를 나타내는 것으로 $\tau_{init} = s \lfloor \frac{N}{k} \rfloor - \lfloor \frac{s}{k} \rfloor$ 로 정의된다. 스케줄링은 s와 τ 의 위치에 해당하는 테이블에 목적 수신기 번호를 채워서 완성한다. 이러한 스케줄링은 모든 노드에 대해 독립적으로 구한다. 즉 한 노드에서 τ_{init} 를 구하고 τ 를 τ_{init} 로 초기화시킨다. 시간 축의 τ 위치에 τ 를 1씩 증가시키면서 R_0 에 속한 수신기 번호를 차례로 입력한다. 이때, s열의 송신기 번호 $\alpha(s)$ 와 전송하려는 수신기 번호가 같으면 이 수신기 번호는 입력하지 않는다. 모든 수신기 번호를 입력한 후에 δ 개의 테이블 영역을 파장 조율 영역으로 입력하고 이어서 R_1 의 수신기 번호를 나열한다. 이러한 과정을 마지막 수신 그룹인 R_{k-1} 의 수신기 번호를 나열할 때까지 반복한다. 이때, $\tau \geq L_{min}$ 이면, $\tau - L_{min}$ 위치에 해당 값을 입력한다. 모든 수신기 번호를 나열하고 마지막으로 δ 만큼 공백을 두면 이 노드에 대한 스케줄링은 완료되고 $k\delta + N - 1$ 의 시간 축이 채워지게 된다. 이러한

```

입력값: N, k,  $\delta$ 
출력값:  $T(0:N-1, 0:L_{min}-1) \leftarrow \text{NULL}$ 
변수: t, n
1: For s = 0 to N-1 do
2:    $t \leftarrow s \lfloor \frac{N}{k} \rfloor - \lfloor \frac{s}{k} \rfloor$ 
3:   For i = 0 to k-1 do
4:     n ← i
5:     For j = 0 to  $m_{\alpha(i)}$  do
6:       If ( $\alpha(s) \neq n$ ) {
7:         If ( $t \geq L_{min}$ ) then  $T(s, t-L_{min}) \leftarrow n$ 
8:         else  $T(s, t) \leftarrow n$ 
9:          $t \leftarrow t + 1$ 
10:       }
11:     n ← n + k
12:    $t \leftarrow t + \delta$ 
    
```

그림 3 최적 전송 스케줄링 알고리즘

방법을 모든 노드에 적용하면 스케줄링 테이블을 얻을 수 있다.

그림 3은 최적 전송 스케줄링 알고리즘을 나타낸 것이고, 표 3은 $N=7, k=3, \delta=4$ 일 때, 주어진 알고리즘을 이용하여 구한 스케줄링 테이블을 나타낸 것이다. $\delta \leq 4$ 이므로 L_{min} 은 $\lfloor \frac{N}{k} \rfloor (N-1) = 18$ 이다. 구해진 스케줄링 테이블의 주기도 18이므로 스케줄링이 최적임을 알 수 있다. 또한 표 4에서도 $\delta > 1.5$ 이므로 L_{min} 은 $k\delta + N - 1 = 18$ 이고 표 4의 주기와 같으므로 최적 스케줄링이다.

표 3 $N=7, k=3, \delta=4$ 일 때, 스케줄링 테이블

	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17
t_0	0	3	6					1	4					5				
t_1			0	3	6						4					2	5	
t_2	2	5				3	6					1	4					
t_3			2					0	3	6					1	4		
t_4	1				2	5					0	3	6					
t_5			1	4				2	5					0	6			
t_6				1	4					2	5						0	3

표 4 $N=7, k=4, \delta=3$ 일 때, 스케줄링 테이블

	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17
t_3	0	4				1	5				2	6						
t_2			0	4				1	5				6					3
t_1	3				0	4				5				2	6			
t_0			3				4				1	5				2	6	
t_6				3				0	4				1	5				2
t_5	2	6				3				0	4				1			
t_4			2	6				3				0				1	5	

3.2.3 새로운 알고리즘의 분석

앞장에서 m_{ij} 는 노드 i가 파장 w_j 로 조율되어 있을 때 연속해서 전송할 패킷의 개수라 정의하였다. j 영역에 따라 전송할 패킷의 개수는 $0 \leq j < b$ 일 때 $a+1$ 이고 $b \leq j < k$ 일 때 a이다. 이때 전방송에 대한 정의로부터 자기 자신에는 패킷을 전송하지 않으므로 $\alpha(i) \equiv j \pmod k$ 일 때, 전송할 패킷의 개수는 각각의 경우에 대하여 1씩 감소시켜야 한다. 이것을 정리하면 각각의 i, j 영역과 $\alpha(i)$ 조건에 따라 $m_{\alpha(i)j}$ 는 다음과 같은 값을 가진다.

- i) $m_{\alpha(i)j} = a+1$ ($0 \leq i < N, 0 \leq j < b, \alpha(i) \not\equiv j \pmod k$)
- ii) $m_{\alpha(i)j} = a$ ($0 \leq i < N, 0 \leq j < b, \alpha(i) \equiv j \pmod k$)
- iii) $m_{\alpha(i)j} = a$ ($0 \leq i < N, b \leq j < k, \alpha(i) \not\equiv j \pmod k$)

iv) $m_{\alpha(ij)} = a-1$ ($0 \leq i < N$, $b \leq j < k$, $\alpha(i) \equiv j \pmod k$)

이러한 m_{ij} 에 대한 정의로부터 M 을 $m_{\alpha(ij)}$ ($0 \leq i < N$, $0 \leq j < k$)로 구성된 $N \times k$ 행렬이라 정의할 때, 그림 4는 행렬 M ([9]의 행렬 M 을 일반화시킨 행렬)을 나타낸다. 행렬 M 을 k 개의 열씩 나누어 처음 k 로부터 차례로 M_0, M_1, \dots, M_{a-1} 라 정의하고 마지막 b 개의 열을 M_a 라 정의할 때, 서브행렬 M_p ($0 \leq p < a$)는 $k \times k$ 개의 $m_{\alpha(ij)}$ ($pk \leq i < (p+1)k$, $0 \leq j < k$)로 구성되고 M_a 는 $b \times k$ 개의 $m_{\alpha(ij)}$ ($ak \leq i < N$, $0 \leq j < k$)로 구성된다. M_p ($0 \leq p < a$)에서 i 열 j 행은 $m(i,j)$ 로 표시하면, $m(i,j)$ 에는 $m_{(p+1)k-1-i}$ 이 위치한다. 같은 개념으로 M_a 에서의 $m(i,j)$ 에는 m_{N-1-i} 가 위치한다.

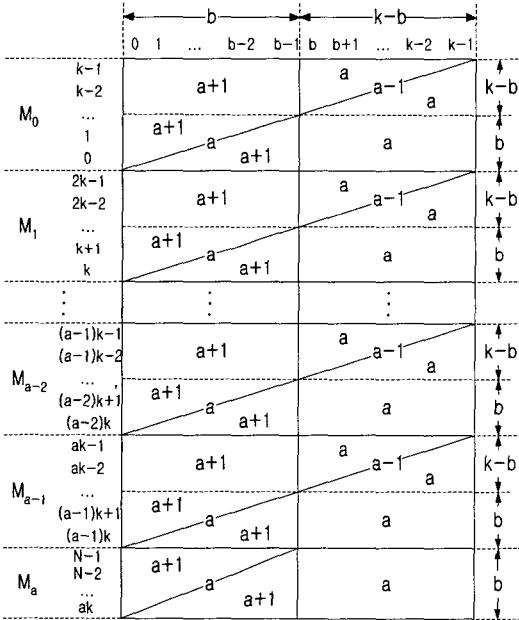


그림 4 $N \times k$ M 행렬

[보조정리 8] $M_0 \equiv M_1 \equiv \dots \equiv M_{a-1}$ 이다.

(증명) M_p ($0 \leq p < a$)에서

- ($p+1$) $k-1-i \equiv j \pmod k$ ($0 \leq i < k$)이고 $0 \leq j < b$ 일 때, $m(i,j) = a+1$
- ($p+1$) $k-1-i \equiv j \pmod k$ ($0 \leq i < k$)이고 $0 \leq j < b$ 일 때, $m(i,j) = a$
- ($p+1$) $k-1-i \equiv j \pmod k$ ($0 \leq i < k$)이고 $b \leq j < k$ 일 때, $m(i,j) = a$
- ($p+1$) $k-1-i \equiv j \pmod k$ ($0 \leq i < k$)이고 $b \leq j < k$ 일 때,

$m(i,j) = a-1$ 이다.

$m(i,j)$ 에 대한 모든 정의가 p 에 상관없이 i 와 j 에 따라 같은 값을 가진다.

그러므로 $M_0 \equiv M_1 \equiv \dots \equiv M_{a-1}$ 이다. □

[보조정리 9] M_a 는 M_0 의 $k-b$ 번째 행에서 $k-1$ 번째 행까지의 부분행렬이다.

(증명) $a = \lceil \frac{N}{k} \rceil - 1$ 이고 $0 < b \leq k$ 에 대하여 $N = ak + b$ 이 때 문에,

$b = k$ 일 때, $k-b = 0$ 이고 M_a 는 M_0 의 0번째 행부터 $k-1$ 번째 행까지의 부분행렬이다.

$b = k-1$ 일 때, $k-b = 1$ 이고 M_a 는 M_0 의 1번째 행부터 $k-1$ 번째 행까지의 부분행렬이다.

...

$b = 2$ 일 때, $k-b = k-2$ 이고 M_a 는 M_0 의 $k-2$ 번째 행부터 $k-1$ 번째 행까지의 부분행렬이다.

$b = 1$ 일 때, $k-b = k-1$ 이고 M_a 는 M_0 의 $k-1$ 번째 행부터 $k-1$ 번째 행까지의 부분행렬이다.

위의 모든 경우에 대하여, M_a 는 M_0 의 $k-b$ 번째 행에서 $k-1$ 번째 행까지의 부분행렬임을 알 수 있다. □

[보조정리 10] 행렬 M 에서 모든 i 와 j 에 대하여 μ_{ij} 는 0보다 크거나 같다.

(증명) a) 행렬 M 의 첫 번째 열에서 $\mu_{\alpha(i)0} = 0$ ($0 \leq i < N$)

b) 부분행렬 M_0 에서, $\mu_{\alpha(ij)} = m_{\alpha(ij)-1} - m_{\alpha(i-1)j} = m_{k-1-i-1} - m_{k-i}$ ($0 < i < k$, $0 < j < k$)이다. 이러한 정의로부터 다음을 구할 수 있다.

- i) $0 < j < b$ 일 때, $k-1-i=j-1$ 이면 $k-i=j$ 이고 $m_{k-1-i-1} = m_{k-i} = a$ 이므로 $\mu_{\alpha(ij)} = 0$ 이다. 또한, $k-1-i \neq j-1$ 이면 $k-i \neq j$ 이고 $m_{k-1-i-1} = m_{k-i} = a+1$ 이므로 $\mu_{\alpha(ij)} = 0$ 이다.
- ii) $j = b$ 일 때, $k-1-i = b-1$ 이면 $k-i = b$ 이고 $m_{k-1-i-1} = a$, $m_{k-i} = a-1$ 이므로 $\mu_{\alpha(ij)} = 1$ 이다. 또한, $k-1-i \neq b-1$ 이면 $k-i \neq b$ 이고 $m_{k-1-i-1} = a+1$, $m_{k-i} = a$ 이므로 $\mu_{\alpha(ij)} = 1$ 이다.
- iii) $b < j < k$ 일 때, $k-1-i = j-1$ 이면 $k-i = j$ 이고 $m_{k-1-i-1} = m_{k-i} = a-1$ 이므로 $\mu_{\alpha(ij)} = 0$ 이다. 또한, $k-1-i \neq j-1$ 이면 $k-i \neq j$ 이고 $m_{k-1-i-1} = m_{k-i} = a$ 이므로 $\mu_{\alpha(ij)} = 0$ 이다.

이러한 사실로부터 M_0 에서 모든 $\mu_{\alpha(ij)}$ ($0 < i < k$, $0 < j < k$)는 0보다 크거나 같음을 알 수 있다. $0 \leq p < a$ 에서 M_p 는 동치이므로 모든 M_p 에 대하여 같은 결과를 얻을 수 있

다. 또한 M_a 는 M_0 의 부분행렬이므로 같은 결과를 얻을 수 있다.

c) 모든 부분 행렬의 첫 번째 행에서 $\mu_{\alpha(p,k)_j}$ 에 대하여 다음과 같은 방법으로 값을 구할 수 있다.

i) M_0 에서 $\mu_{\alpha(0)_j}=0$ ($0 \leq j < k$)

ii) M_p ($0 < p < a$)에서 $\mu_{\alpha(p,k)_j} = m_{\alpha(p,k)_j-1} - m_{\alpha(p,k-1)_j} = m_{(p+1)k-1j-1} - m_{(p-1)kj}$ ($0 < j < k$)이다.

$0 < j < b$ 일 때, $(p+1)k-1 \equiv j-1 \pmod{k}$ 이거나 $(p-1)k \equiv j \pmod{k}$ 인 j 값은 존재하지 않는다. 그러므로

$m_{(p+1)k-1j-1} = m_{(p-1)kj} = a+1$ 이고 $\mu_{\alpha(p,k)_j} = 0$ 이다.

$j=b$ 일 때, $(p+1)k-1 \equiv b-1 \pmod{k}$ 이거나 $(p-1)k \equiv b \pmod{k}$ 이기 때문에, $m_{(p+1)k-1b-1} = a+1$ 이고 $m_{(p-1)kb} = a$ 이다. 그러므로 $\mu_{\alpha(p,k)_b} = 1$ 이다.

$b < j < k$ 일 때, $(p+1)k-1 \equiv j-1 \pmod{k}$ 이거나 $(p-1)k \equiv j \pmod{k}$ 인 j 값은 존재하지 않는다. 그러므로

$m_{(p+1)k-1j-1} = m_{(p-1)kj} = a$ 이고 $\mu_{\alpha(p,k)_j} = 0$ 이다.

iii) M_a 에서 $\mu_{\alpha(a,k)_j} = m_{\alpha(a,k)_j-1} - m_{\alpha(a,k-1)_j} = m_{N-1j-1} - m_{(a-1)kj}$ ($0 < j < k$)이다.

$0 < j < b$ 일 때, $N-1 \equiv j-1 \pmod{k}$ 이거나 $(a-1)k \equiv j \pmod{k}$ 인 j 값은 존재하지 않는다. 그러므로

$m_{N-1j-1} = m_{(a-1)kj} = a+1$ 이고 $\mu_{\alpha(a,k)_j} = 0$ 이다.

$j=b$ 일 때, $N-1 \equiv b-1 \pmod{k}$ 이고 $(a-1)k \equiv b \pmod{k}$ 이기 때문에, $m_{N-1b-1} = a$ 이고 $m_{(a-1)kb} = a$ 이고 $\mu_{\alpha(a,k)_b} = 0$ 이다.

$b < j < k$ 일 때, $N-1 \equiv j-1 \pmod{k}$ 이거나 $(a-1)k \equiv j \pmod{k}$ 인 j 값은 존재하지 않는다. 그러므로

$m_{N-1j-1} = m_{(a-1)kj} = a$ 이고 $\mu_{\alpha(a,k)_j} = 0$ 이다.

위의 내용으로부터 부분행렬 M_p ($0 \leq p \leq a$)에서 모든 $\mu_{\alpha(p,k)_j}$ ($0 < j < k$)는 0보다 크다. 그러므로 행렬 M 에서 모든 μ_{ij} 는 0보다 크거나 같다. □

[정리 3] T^α 로 나열된 송신기가 R_0, R_1, \dots, R_a 에 차례로 전송하면 모든 송신 노드는 독립적으로 동작한다.

(증명) 그림 4의 행렬 M 은 T^α 로 나열된 송신기가 매 파장마다 전송해야 하는 패킷의 개수를 나타낸다. [보조정리 10]으로부터 T^α 로 나열된 송신기가 R_0, R_1, \dots, R_a 에 차례로 전송하면 모든 μ_{ij} 는 0보다 크거나 같음을 알 수 있다. [보조정리 5]와 [보조정리 6]으로부터 모든 $\mu_{ij} \geq 0$ 이면, 모든 노드는 독립적으로 동작할 수 있음을 알 수 있다. 따라서 T^α 로 나열된 송신기가 R_0, R_1, \dots, R_a 에 차례로 전송하면 모든 송신 노드는 독립적으로 동작한다. □

[정리 4] 그림 3의 스케줄링 알고리즘으로 생성된 스케

줄은 최적이다.

(증명) 그림 3의 스케줄링 알고리즘으로 생성된 스케줄링 테이블에서 모든 송신기는 T^α 순서로 나열되어 있고 R_0, R_1, \dots, R_a 에 차례로 전송한다. [정리 3]으로부터 모든 송신 노드가 독립적으로 동작함을 알 수 있다. 그러므로 [보조정리 7]로부터 그림 3의 스케줄링 알고리즘으로 생성된 스케줄은 최적임을 알 수 있다. □

4. 결론

본 논문에서는 WDM Passive-star형 광 네트워크에서 N 개의 노드가 각각 한 개씩의 송신기(조율가능)와 수신기(고정파장 사용)를 가진다는 가정 하에서 주기적으로 발생하는 전방송에 대하여 최적의 전송 스케줄링 주기가 항상 $\max\{\lceil \frac{N}{k} \rceil(N-1), k\delta + N - 1\}$ 이고 최적의 전송 스케줄링 알고리즘이 되기 위한 최적 조건이 “모든 i 와 j 에 대하여 $\mu_{ij} \geq 0$ ”임을 제시하였다. 또한 최적 조건을 만족하는 새로운 알고리즘을 제안하였고 제안된 알고리즘이 최적임을 증명하였다. 제안된 알고리즘은 임의의 N, k, δ 에 대하여 N 이 k 의 관계에 상관없이 최적의 전송 스케줄링이 가능하고, 알고리즘 자체가 간단하고 스케줄링 테이블이외의 별도의 데이터 구조를 필요로 하지 않는다. 또한 제안된 알고리즘으로 구성된 스케줄링 테이블에서 모든 노드가 다른 노드의 전송 상태와는 상관없이 독립적으로 전송이 가능하다.

차후 연구과제는 비주기적으로 발생하는 전방송에서 스케줄링 길이에 대한 최소 바운드(Low Bound)를 제시하고 그에 따른 최적의 알고리즘을 제안하는 것이다. 또한 고정 파장을 사용하는 수신기 대신 조율이 가능한 수신기를 사용할 때와 다수 개의 송/수신기를 사용할 때의 최적 스케줄링 주기 및 알고리즘을 제안하는 것이다.

참고 문헌

- [1] C. A. Brackett, "Dense Wavelength Division Multiplexing Networks: Principles and Applications," IEEE J. on Selected Areas in Communications, Vol. 8, No. 6, pp. 948-964, Aug. 1990.
- [2] R. J. Vetter and D. H. C. Du, "Distributed Computing with High-Speed Optical Networks," IEEE Computer, pp. 8-18, Feb. 1993.
- [3] C. Tocci and H. J. Caulfield, "Optical Interconnection: Foundations and Applications," Artech House, Inc., 1994.
- [4] X. Yuan and R. Melhem, "Optimal Routing and Channel Assignments for Hypercube Communication

on Optical Mesh-like Processor Arrays," Proc. of the Fifth Int. conf. on MPPOL, Las Vegas, NV, Jun. 1998.

- [5] G. R. Pieris and G. H. Sasaki, "Scheduling Transmissions in WDM Broadcast-and-select Network," IEEE/ACM Trans. on Networking, Vol. 2, No. 2, pp. 105-110, Apr. 1994.
- [6] H. Choi, H. A. Choi, and M. Azizoglu, "Efficient Scheduling of Transmissions in Optical Broadcast Networks," IEEE/ACM Trans. on Networking, Vol. 4, No. 6, pp. 913-920, Dec. 1996.
- [7] H. Choi, H. A. Choi, and M. Azizoglu, "On the All-to-All Broadcast Problem in Optical Network," Proceedings of Infocom '97, 1997.
- [8] S. K. Lee, A. D. Oh, H. Choi, H. A. Choi, "Optimal transmission schedules in TWDM optical passive-star networks," Discrete Applied Mathematics, Vol. 75, No. 1, pp. 81-91, Jan. 1997.
- [9] 장석문, 예홍진, 위규범, 홍만표, 변광준, "Passive Star형 광 상호연결망에서의 All-to-all 방송을 위한 송수신 스케줄링 기법", 정보처리학회 논문집, 제5권, 제8호, 1998년 8월.



위 규 범

서울대학교 자연과학대학 수학과(1978) 석사 University of Wisconsin 전산학과(1984) 박사 Indiana University 전산학과(1992). 1993년 ~ 현재 아주대학교 정보 및 컴퓨터공학부 조교수. 관심분야는 컴퓨터 이론



예 홍 진

서울대학교 사범대학 수학교육과(1986) 석사 아주대학교 대학원 전자계산학과(1988) G.E.A. 프랑스 Grenoble 1 대학 응용수학과(1990) 박사 프랑스 Lyon 1 대학 전자계산학과(1993) 1993년 ~ 현재 아주대학교 정보 및 컴퓨터공학부 조교수. 관심분야는 컴퓨터 산술, 병렬 알고리즘과 구조, VLSI알고리즘



장 중 준

1982년 2월 서울대학교 계산통계학과 학사. 1982년 3월 ~ 1990년 2월까지 LG 정보통신 연구소 연구원. 1990년 2월 서울대학교 대학원 계산통계학과 석사. 1990년 3월 ~ 현재까지 신구대학 컴퓨터정보처리과 부교수. 관심분야는 성능평가, 병렬처리, 컴퓨터구조



박 영 호

1994년 2월 아주대학교 전자계산학과 학사. 1996년 2월 아주대학교 컴퓨터공학과 석사. 1996년 3월 ~ 현재까지 아주대학교 컴퓨터공학과 박사과정중. 관심분야는 광통신, 알고리즘, 병렬처리



홍 만 표

서울대학교 자연과학대학 계산통계학과(1981) 석사 서울대학교 자연과학대학 계산통계학과(1983) 박사 서울대학교 자연과학대학 계산통계학과(1991) 1983년 ~ 1985년 울산공과대학 전자계산학과 전임강사. 1985년 ~ 현재 아주대학교 정보 및 컴퓨터공학부 교수. 1993년 ~ 1994년 미네소타대학 전자공학과 교환교수. 관심분야는 병렬처리