

불완전매체공유 시스템을 위한 집중방식 채널할당기법

준희원 김 대 우*, 이 병 석**, 정희원 최 진 우**

Centralized Channel Allocation Schemes for Incomplete Medium Sharing Systems with General Channel Access Constraints

Daewoo Kim*, Byoungseok Lee** *Associate Members*, Jinwoo Choe** *Regular Member*

요 약

매체공유기반 통신 시스템은 매체접근제어 과정에서 단말기의 채널 점유 제약 조건에 따라 크게 완전매체공유 시스템과 불완전매체 공유 시스템으로 구분할 수 있다. 본 논문은 불완전매체공유 시스템의 매체접근제어기법의 개발을 위해 채널할당기법을 다루었다. 최적 채널할당기법은 채널할당 문제를 다중항목흐름(multi-commodity flow) 최대화 문제로 간주하고 선형 프로그래밍 문제를 유도하여 전역 최적해를 구한다. 또한 연산 복잡도를 낮추기 위한 대안으로 준최적 채널할당기법을 제안한다. 이 방식은 2단 iSLIP 채널할당기법과 순차적(sequential) 채널할당기법으로 구분하여 제안한다. 모의실험 결과 순차적 채널할당기법이 2단 iSLIP 채널할당기법 비해 상대적으로 낮은 연산 복잡도와 우월한 성능을 나타냄을 확인할 수 있었다.

Key Words : MAC, max-flow graph, multi-commodity flow graph, iSLIP

ABSTRACT

We define the incomplete medium sharing system as a multi-channel shared medium communication system where constraints are imposed to the set of channels that may be allocated to some transmitter-receiver node pairs. To derive a centralized MAC scheme of a incomplete medium sharing system, we address the problem of optimal channel allocation. The optimal channel allocation problem is then translated into a max-flow problem in a multi-commodity flow graph, and it is shown that the optimal solution can then be obtained by solving a linear programming problem. In addition, two suboptimal channel allocation schemes are proposed to bring down the computational complexity to a practical/feasible level; (1) one is a modified iSLIP channel allocation scheme, (2) the other is sequential channel allocation scheme. From the results of a extensive set of numerical experiments, it is found that the suboptimal schemes evaluate channel utilization close to that of the optimal schemes while requiring much less amount of computation than the optimal scheme. In particular, the sequential channel allocation scheme is shown to achieve higher channel utilization with less computational complexity than the modified iSLIP channel allocation scheme.

1. 서 론

현재 널리 사용되는 대부분의 유무선 매체공유

통신시스템은 공유매체상의 동일한 채널 또는 채널 군을 다수의 단말기가 공유하는 형태로 동작한다. 즉 정보의 전송이 어떤 단말기들 간에 또는 어떤

* 본 연구는 2004년도 한국학술진흥재단의 연구과제(KRF-2004-003-D00246) 지원으로 수행되었습니다.

* LG전자(주)(emos@sogang.ac.kr),

** 서강대학교 전자공학과 고속통신망 연구실 ({poseidon, xinu}@sogang.ac.kr)

논문번호 : KICS2005-12-514, 접수일자 2005년 12월29일, 최종논문접수일자 : 2006년 3월 6일

단말기와 어떤 기지국간에 이루어지는가에 상관없이 임의의 단말기가 사용할 수 있는 채널 또는 채널군이 동일한 경우가 대부분이며 이와 같은 예로는 기존의 셀룰러 시스템, IEEE 802.11 계열 무선랜(WLAN) 시스템, CSMA/CD를 도입한 IEEE 802.3계열 Ethernet 등을 들 수 있다. 이와 같이 매체상의 채널할당에 있어서 단말기에서 가용 채널에 대한 제약이 존재하지 않는 매체공유 통신시스템을 완전공유매체 시스템으로 정의할 수 있다. 한편, 완전매체공유 시스템과는 달리 다양한 이유로 인해 송신단말기, 수신단말기 또는 이들의 조합에 따라 정보의 전송을 위해 사용할 수 있는 공유매체 상의 채널에 제약이 존재하는 매체공유기반 통신시스템이 존재할 수 있으며, 이와 같은 속성의 통신시스템을 완전매체공유 시스템과 대별하여 불완전매체공유 시스템으로 정의할 수 있다.

현재 널리 사용 중인 많은 매체공유기반 통신시스템은 완전매체공유 통신시스템으로 분류될 수 있으나, 가까운 미래에는 다양한 요인에 의해 불완전매체공유 시스템이 출현할 것으로 예상된다. 특히 단말기의 소형화, 저전력화, 저가격화가 요구되는 환경에서 동작하기 위해서는 송수신기의 구현 복잡도를 크게 절감 필요가 있다. 이를 위해 각 단말이 정보의 송신 또는 수신을 위해 사용할 수 있는 채널을 불가피하게 축소해야 할 경우 해당 통신시스템은 불완전매체공유 시스템의 형태가 될 수 있다. 그 대표적인 예로, 광부호분할다중접속(Optical CDMA) 근거리망을 들 수 있다. 광부호분할다중접속 시스템의 경우 고속의 송수신을 위해서 송수신기의 일부는 광학적으로 구현하는 것이 바람직하지만, 광소자로 구현된 송수신기의 복잡도는 송수신 가능한 부호의 수와 함께 빠르게 증가하게 된다.^[1-5] 또한 광소자는 아직 전기소자 수준의 다양한 기능을 제공하지 못하며 물리적인 크기를 줄이기 위한 집적기술도 아직 미비한 상황이다. 또한 현재 전기적으로 구현 가능한 근거리망 기술과의 경쟁력을 고려하면 저가격화와 소형화를 위해서 각 단말기가 송수신

가능한 부호의 수를 제한할 수 있다.^[6] 이 경우 해당 광부호분할다중접속 시스템은 유선 공유매체를 이용한 불완전매체공유 시스템으로 분류할 수 있다.

매체공유를 기반으로 하는 네트워크나 통신시스템은 각자의 매체특성, 통신방식, 응용목적에 적합한 매체접근제어기법을 도입함으로써 다수의 단말이 동시에 데이터를 전송할 때 발생할 수 있는 패킷간 충돌/간섭을 방지한다. 즉 매체접근제어의 핵심은 논리적 채널을 필요에 따라 적절히 단말기들에 명시적 혹은 묵시적으로 할당함으로써 동일한 논리적 채널에 둘 이상의 단말이 동시에 정보를 전송하는 상황을 회피하게 한다. 따라서 매체접근제어기법은 매체공유 시스템의 전송효율을 결정하는 중요한 요인이 된다. 현재까지 상용화된 대부분의 매체공유 통신체계는 완전매체공유 통신시스템으로 볼 수 있으며, 따라서 기존의 매체접근제어 기법은 모든 단말이 공유채널 상에서 사용되지 않는 임의 채널을 필요에 따라 점유할 수 있는 상황을 전제로 개발되었다고 할 수 있다. 그러나 이와 같은 전제는 불완전매체공유 시스템에서는 더 이상 유효하지 않으며, 따라서 기존의 매체접근기법은 불완전매체공유 시스템에 적용할 수 없거나, 또는 약간의 수정을 통해 적용할 수 있는 경우에도 불완전매체공유 시스템의 제약을 효율적으로 반영하기 어려울 것으로 예상된다. 즉, 불완전매체공유 통신시스템에서 자원효율을 극대화하기 위해서는, 정보를 송수신하고자 하는 단말기에 따라 발생하는 가용채널에 대한 제약조건을 매체접근제어 과정에서 적절히 반영하기 위한 새로운 채널할당기법이 필요하다.

본 논문에서는 불완전매체공유 시스템에서 각 송수신단말기 쌍에 대해 부과되는 가용채널에 대한 일반적인 제약조건을 반영한 채널 할당기법을 개발함으로써 불완전매체공유 통신시스템의 자원효율을 극대화하기 위한 방안을 연구한다. 이를 위해 우선 동기화된 집중방식의 매체접근제어기법을 전제로 불완전매체공유 통신시스템의 채널할당 및 매체접근제어기법 문제를 이론적으로 조명하고 채널할당문제를

표 1. 매체공유 통신시스템의 채널제약에 따른 분류(완전매체공유 시스템 & 불완전매체공유 시스템)

매체공유 통신시스템	
완전매체공유 시스템	불완전매체공유 시스템
송수신 단말기에 상관없이 공유매체 상에 존재하는 모든 통신채널을 사용하여 통신 임의의 송신단말로부터 임의의 수신단말로 정보를 전송할 때 공유매체상의 채널 중 사용되지 않는 채널이 있다면 이것을 사용할 수 있다.	송수신 단말기에 따라 공유매체 상에 존재하는 통신채널 중 그 것의 일부분만을 사용하여 통신 임의의 송신단말로부터 임의의 수신단말로 정보를 전송할 때 공유매체상의 채널 중 사용되지 않는 채널이 존재하는 경우에도 불구하고 그것을 사용할 수 없는 경우가 발생한다.

선형계획(linear programming)문제로 표현하여 최적해를 도출하는 방안을 제시한다. 또한 선형계획기법을 이용한 최적채널할당기법의 연산 복잡도를 낮추는 방안으로 고속 패킷 교환기에 사용되는 3단계 매칭 알고리즘을 응용한 2가지 방식의 준최적 채널할당기법을 제안하고, 이들 방식을 적용한 불완전매체공유 시스템의 성능을 모의실험을 통하여 비교/분석한다.

II. 채널할당문제의 수학적 표현

서론에서 채널사용의 제약에 의해서 매체공유시스템을 완전매체공유 시스템과 불완전매체공유 시스템으로 분류하였다. 본 절에서는 일반적인 매체공유 시스템을 대상으로 완전매체공유 시스템과 불완전매체공유 시스템에 대한 수학적 정의를 제시하고, 이들 매체공유 시스템에서의 채널할당문제를 제약조건이 있는 최적화 문제로 표현한다.

2.1 완전/불완전매체공유 시스템의 정의

완전/불완전매체공유 시스템의 수학적 정의를 위해 다음의 변수를 사용한다.

N_T : 네트워크를 구성하는 송신기 집합

N_R : 네트워크를 구성하는 수신기 집합

C : 매체공유 상에 존재하는 모든 통신채널의 집합

$C_{i,j}$: 송신단 $i \in N_T$ 에서 수신단 $j \in N_R$ 로의 정보전송을 위해 사용 가능한 통신채널의 집합

본 논문에서는 일반성을 잃지 않고 공유매체상의 모든 채널은 최소 하나의 송수신 단말기 쌍에 의해 사용될 수 있다고 가정한다, 즉,

$$C = \bigcup_{i \in N_T, j \in N_R} C_{i,j}$$

2.1.1 완전매체공유 시스템의 정의

완전매체공유 시스템에서는 송신단말기 $i \in N_T$ 와 수신단말기 $j \in N_R$ 에 따라 정보전송을 위해 사용할 수 있는 채널에 제약이 따르지 않는 시스템이다. 즉 아래의 식은 임의의 매체공유 시스템이 완전공유 매체 시스템으로 분류되기 위한 조건식이라 할 수 있다.

$$\text{모든 } i \in N_T, j \in N_R \text{에 대해 } C_{i,j} = C \quad (1)$$

따라서 완전매체공유 시스템에서는 $C_{i,j} = C \neq \emptyset$ 이면 이는 모든 송수신 단말기 쌍 간의 직접적인 정보의 전송이 가능하게 된다.

2.1.2 불완전매체공유 시스템의 정의

반대로 불완전매체공유 시스템은 최소 한 쌍의 송수신 단말기 쌍에 대하여 정보전송을 위해 사용 가능한 채널에 제약이 있는 시스템으로 정의할 수 있다. 즉 식 (1)이 성립하지 않으면, 또는

$$\text{어떤 } i \in N_T, j \in N_R \text{에 대해 } C_{i,j} \neq C \quad (2)$$

이면 해당 매체공유 통신시스템은 불완전매체공유가 이루어진다고 할 수 있다. 이 경우 채널할당에 있어 제약조건은 채널집합 $C_{i,j}$ 를 모든 송수신 단말기 쌍에 대해 명시함으로써 표현할 수 있다. 만일, 어떤 $i \in N_T, j \in N_R$ 에 대해 $C_{i,j} = \emptyset$ 이면 송신단 i 과 수신단 j 사이에는 직접적인 정보전송이 이루어 질 수 없음을 나타낸다.

2.2 최적 채널할당문제의 수학적 표현

매체공유 통신시스템에서 매체접근제어기법의 주요기능은 동일한 채널 상에 다수의 송신단말이 동시에 패킷(Packet)을 전송하면서 발생될 수 있는 충돌(collision)을 방지 또는 극복하는 것이다. 따라서 송수신 단말기의 상태(즉, 전송의 필요성)에 따라 명시적 또는 묵시적으로 송수신 단말기 쌍에 적절한 채널을 할당하는 것이 효율적인 매체접근제어기법의 핵심요소라 할 수 있다. 본 절에서는 매체공유 통신시스템 상의 최적 채널할당문제를 수학적으로 표현하고 완전매체공유 시스템과 불완전매체공유 시스템에서 최적 채널할당문제가 서로 다른 형태의 수학적 문제로 표현됨을 확인한다.

채널할당문제를 수학적으로 기술하기 위해서는 우선 각 송수신 단말의 정보전송 상태를 나타내는 변수의 정의가 필요하다. 본 논문에서는 행렬 $Q(t)$ 를 다음과 같이 정의하고, 송수신 단말기 간 채널할당을 나타내기 위해 사용한다.

$$Q(t) = [Q_{i,j}(t)]_{\substack{i \in N_T \\ j \in N_R}}$$

$Q_{i,j}(t)$: 시간 t 에 송신단 i 의 버퍼에 저장되어 있는 수신단 j 로 향하는 정보의 양

즉, $Q_{i,j}(t) > 0$ 이면 송수신단 쌍 (i,j) 는 정보의 전송을 위해 채널의 할당이 필요한 상황임을, $Q_{i,j}(t) = 0$ 이면 송수신단 쌍 (i,j) 는 채널의 할당이 필요하지 않은 상황임을 의미한다.

$Q(t)$ 와 함께 $C, C_{i,j}$ 가 주어지고 일련의 채널할당이 이루어진 상태를 표현하기 위해 집합 $M(t)$ 을 다음과 같이 정의한다.

$$M(t) = \{(i,j,c) : \text{시간 } t \text{에 채널 } c \in C \text{를 이용하여 } i \in N_T \text{에서 } j \in N_R \text{로의 정보전송이 진행}\}.$$

즉, $(i,j,c) \in M(t)$ 이면 시간 t 에 채널 $c \in C$ 는 송수신 단말기 i 와 j 에 할당되었음을 의미한다. 매 체공유 통신시스템에서 채널자원의 활용효율을 높인다는 것은 적절한 채널할당기법을 통해 매 시간 $M(t)$ 를 적절히 결정함으로써 사용되는 채널의 수, 즉 집합 $M(t)$ 의 크기를 극대화하는 노력으로 이해할 수 있다. 이와 같은 일반적인 형태의 채널할당문제의 최적해를 구하는 것은 매우 어려운 작업이다. 이는 모든 시간 t 에 대해 최적의 $M(t)$ 를 구하는 것은 동적최적계획(dynamic programming)문제라 볼 수 있고 $Q(t)$ 의 변화특성(즉, 시스템으로 유입되는 정보트래픽의 동적/통계적 특성)에 따라 최적의 $M(t)$ 를 도출하는 과정이 크게 달라질 수 있기 때문이다. 이와 같은 어려움을 피하고 완전매체공유 시스템과 불완전매체공유 시스템에서의 채널할당문제가 갖는 본질적 차이점에 초점을 맞추기 위해, 본 논문에서는 $Q(t)$ 의 변화특성을 고려하지 않은 순간적인 최적 채널할당문제를 집중적으로 조명한다. 바꾸어 말해 본 논문에서는 특정 시점 t 에 $Q(t)$ 가 주어진 상황에서 같은 시점에서 채널의 할당상태, 즉 $M(t)$ 를 최적화하는 문제를 고려한다.

앞서 언급한 바와 같이 최적 채널할당문제의 목표는 할당된 채널의 수 또는 정보교환이 이루어지는 송수신 단말기 쌍의 수를 즉, $|M(t)|$ (여기서 $|M(t)|$ 는 집합 $M(t)$ 의 원소의 개수를 나타낸다.) 극대화하는데 있다. 단 매체공유 통신시스템의 특성에 따라 몇 가지 제약조건이 완전매체공유 시스템과 불완전매체공유 시스템에 공통적으로 따르게 되며, 이를 하나의 제약조건이 있는 최적화 문제로 표현하면 아래와 같다.

Maximize $|M(t)|$
under constraints

$$Q_{i,j}(t) > 0 \text{ for all } (i,j,c) \in M(t), \quad (3)$$

$$c \neq c' \text{ for distinct } (i,j,c), (i',j',c') \in M(t). \quad (4)$$

제약조건 (3)은 송수신할 정보가 있는 단말기 쌍에 대해서만 채널을 할당한다는 것을 의미한다. 바꾸어 말해, 시간 t 에 송신단 i 에서 수신단 j 로 향하는 정보가 없다면 임의의 채널 $c \in C$ 를 이들에 할당할 수 없으며, 만일 실제의 통신시스템에서 채널의 할당이 이루어진다고 해도 송신단 i 에서 수신단 j 로의 정보전송이 이루어지지 않으므로 (i,j,c) 는 $M(t)$ 의 원소로 간주되지 않는다. 제약조건 (4)는 동일한 채널이 둘 이상의 송수신 쌍에 할당되지 않아야 한다는 것을 의미하며, 이는 하나의 채널이 둘 이상의 송수신 쌍을 동시에 수용할 때 어떤 송수신 쌍도 정보의 전송이 이루어질 수 없음을 가정하고 있다. 즉, 본 논문에서는 둘 이상의 전송이 동일한 채널에 동시에 이루어지는 경우에도 일부 전송이 진행될 수 있는 경우를 고려하지 않고 있다.

위에서 설명한 제약조건 이외에도 시스템 또는 단말기의 특성과 기능에 따라 몇 가지 제약조건이 추가로 따를 수 있다. 예를 들어, 각 송신 단말기가 동시에 최대 하나의 수신 단말기로만 정보를 전송할 수 있거나, 반대로 각 수신 단말기가 동시에 최대 하나의 송신 단말기로부터만 정보를 수신할 수 있다면 아래와 같은 제약조건이 추가된다.

단일 송신기능 제약

$$i \neq i' \text{ for distinct } (i,j,c), (i',j',c') \in M(t). \quad (5)$$

단일 수신기능 제약

$$j \neq j' \text{ for distinct } (i,j,c), (i',j',c') \in M(t). \quad (6)$$

한편, 일부 단말기가 송신 단말기와 수신단말기의 역할을 동시에 수행하는 경우, 송수신이 동시에 가능하지 않을 수 있다. 즉, 반이중송수신(half-duplex)만을 지원하는 단말기로 매체공유 시스템이 구축되었을 경우 아래와 같은 제약조건을 (5), (6)에 추가함으로써 채널할당과정에 이를 반영할 수 있다.

반이중송수신 제약

$$i \neq j' \text{ for distinct } (i,j,c), (i',j',c') \in M(t). \quad (7)$$

2.1 완전매체공유 환경에서의 최적채널할당

완전매체공유 시스템에서의 최적 채널할당문제는 기본적으로 위에서 설명한 수학적 최적화문제, 즉 제약조건 (3), (4)의 필요에 따라 추가의 제약조건이 부가되는 상황에서 $|M(t)|$ 를 극대화하는 문제로 표현된다. 이와 같은 최적화 문제는 기본적으로 송신 단말기와 수신단말기 간의 매칭(matching) 문제로 이해할 수 있다. 즉 서로 정보를 교환하고자 하는 송수신 단말기 간의 매칭을 수행하되 결과로 형성된 송수신 단말기 쌍의 수가 전체 채널의 수 $|C|$ 만 을 넘지 않도록 함으로써 $|M(t)|$ 을 극대화 할 수 있다. 이는 임의의 단말기가 송수신함에 있어 사용할 수 있는 채널에 대한 제약이 없으므로, 우선 $Q(t)$ 를 기반으로 정보전송이 이루어질 단말기 쌍을 결정한 후 그 수가 전체 채널의 수 $|C|$ 를 넘지 않는다면, 어떠한 방법과 원칙으로 이들 쌍에게 채널을 할당하여도 문제가 되지 않기 때문이다.

최적의 매칭을 수행하는 실질적인 방안으로는 그래프 상의 최대 흐름문제(maximum flow problem)를 이용할 수 있다.^[7-9] 예를 들어 아래의 그림과 같이 송신단말기와 수신단말기를 마주하여 정렬한 그래프를 고려하자. 그림 1에서 $T_l(l=1, \dots, L)$ 은 송신단말기, $R_m(m=1, \dots, M)$ 은 수신 단말기를 상징하는 노드이며 S 와 D 는 가상의 노드로 흐름의 배분과 취합을 담당한다. 노드 S 는 모든 송신노드로 용량에 제한이 없는 호(arc)를 통해 연결되며, 모든 수신노드는 노드 D 로 제한이 없는 호를 통해 연결된다. 또한 노드 D 에서 노드 S 로는 최대 용량이 $|C|$ 로 주어진 호가 연결된다. 마지막으로 임의의 송신노드 T_l 와 임의의 수신노드 R_m 간에는 $Q_{T_l, R_m}(t) > 0$ 인 경우에만 최대 용량이 1인 호가 연결된다. 이와 같이 구성된 그래프에서 $S \rightarrow$ 송신노드 \rightarrow 수신노드 $\rightarrow D \rightarrow S$ 의 경로로 순환하는 흐름을 최대화하기 위한 최대흐름문제의 해를 구한다면, 그 최적해가 최적 채널할당문제에서의 $|M(t)|$ 의 최대값이 될 것을 쉽게 이해할 수 있다. 또한 최대흐름문제의 최적흐름벡터에서 어떤 송수신 노드 쌍을 연결하는 호에 흐름이 존재하는지를 확인함으로써 최적 채널 할당, 즉 최적의 $M(t)$ 도 도출할 수 있다. 아울러 비교적 간단한 그래프의 변형을 통해 송수신 단말기의 동시 송수신 능력에 대한 제약도 반영이 될 수 있다. 예를 들어, 각 송신 단말기와 수신단말기가 최대 하나의 단말기와 송수신을 할 수 있다면, 그림 1에서 노드 S 는 송신노드로 연결되는 호와 수

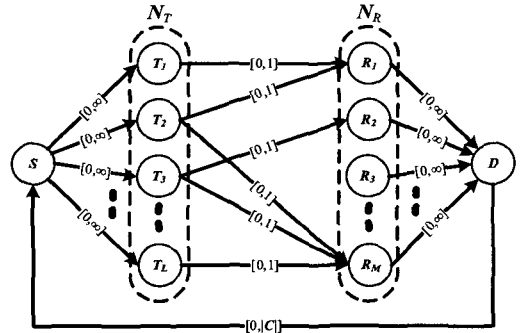


그림 1. 최대흐름문제로 표현된 최적 채널할당문제

신노드에서 노드 D 로 연결되는 호의 용량을 최대 1로 제한함으로써 동시송수신에 대한 제약조건이 반영될 수 있다.

2.2 불완전매체공유 환경에서의 최적채널할당

기본적으로 완전매체공유 시스템에서 최적 채널 할당문제의 목표와 제약조건들은 불완전매체공유 시스템에서도 그대로 적용된다. 따라서 제약조건 (3), (4)에 필요에 따라 추가의 제약조건이 부가되는 상황에서 $|M(t)|$ 를 극대화함으로써 불완전매체공유 시스템의 최적 채널할당을 구한다는 점에는 변화가 없다. 단, 임의의 송수신 단말기 쌍 (i, j) 에 할당될 수 있는 채널은 반드시 $C_{i,j}$ 의 원소라야 한다는 제약이 추가로 발생 한다; 즉,

$$c \in C_{i,j} \text{ for all } (i, j, c) \in M(t). \quad (8)$$

이 추가 제약조건이 완전매체공유 시스템과 불완전 매체공유 시스템의 최적 채널할당문제를 차별화 하는 주요 요소가 되며, 이 새로운 제약조건의 추가로 인해 최적 채널할당문제를 최대흐름문제로 표현 하는 것이 용이하지 않게 된다. 그 주된 이유는 제약조건 (8)의 추가로 더 이상 송수신이 이루어질 단 말기 쌍을 우선 결정한 후에 채널을 할당하는 것이 불가능하고, 따라서 본질적으로 송수신 단말기와 함께 사용될 채널을 동시에 결정하여야 하는 3쌍 (triplet) 매칭 문제의 형태를 갖게 되기 때문이다.

이어지는 절에서는 불완전매체공유 환경에서 채널할당과 관련한 이와 같은 기술적 어려움을 다중 항목흐름을 도입함으로써 극복할 수 있는 방안과 선형계획기법을 통해 그 최적해를 구하는 방법을 제안한다.

Ⅲ. 매체공유 시스템의 집중식 채널할당

본 장에서는 불완전매체공유 시스템에서의 최적 채널할당을 도출하기 위한 수학적 기법을 제안한다. 실제의 매체공유 통신시스템에서 채널할당이 이루어지는 방식은 명시적 할당주체의 존재여부에 따라 집중방식과 분산방식으로, 채널할당과 회수가 이루어지는 시점의 동기성 여부에 따라 동기방식과 비동기방식으로 구분할 수 있다. 본 논문에서는 이상적인 환경에서 얻을 수 있는 이론적 최대 자원효율을 규명하는 것을 목표로 다음과 같이 간명하게 동작하는 동기/집중방식으로 채널의 할당이 이루어지는 불완전매체공유 시스템을 고려한다.

▶ 시스템의 모든 상태를 파악하는 채널관리자

매체공유 시스템에서 채널의 할당과 회수를 주관하는 주체로서의 채널관리자가 존재하는 것으로 전제한다. 또한 이 채널관리자는 모든 단말기와 채널의 현재 상태를 파악하고 있다고 가정한다. 바꾸어 말해 채널관리자는 시스템에 존재하는 모든 송/수신 단말기(즉, N_T 와 N_R)와 채널할당의 제약조건(즉, $C_{i,j}$)는 물론 모든 시점 t 에서 $Q(t)$ 까지 정확히 파악하고 이를 기반으로 단말기들에게 필요에 따라 채널을 할당한다.

▶ 고정시간단위의 주기적 채널할당/회수

채널의 할당과 회수는 모든 단말기에 같은 주기로 이루어진다고 전제한다. 즉, 모든 단말기는 하나의 패킷을 송수신하는데 동일한 시간을 소요하며, 시간 축은 하나의 패킷을 송수신하는데 필요한 길이의 구간으로 나누어져 있다고 볼 수 있다. 각 단말기는 이들 구간의 시작점에서 채널을 할당받아 하나의 패킷을 전송하고, 구간의 끝에서 사용한 채널을 반납하게 된다. 이와 같이 동기적으로 동작하는 시스템은 이산시간(discrete-time) 시스템의 속성을 지니게 되며, 따라서 채널관리자는 각 구간 $t=0,1,\dots$ 에서의 $Q(t)$, 즉 단말기의 상태에 따라 $|M(t)|$, 즉 할당된 채널의 수를 극대화 할 수 있는 방법으로 채널을 할당하고자 노력하게 된다.

3.1 채널할당을 위한 그래프 모델

앞서 완전매체공유 시스템에서의 최적 채널할당 문제는 그래프를 이용한 최대흐름문제로 해석함으로써 그 최적해를 구하는 것이 가능함을 설명하였다. 그러나 불완전매체공유가 이루어지는 상황에서는 송

수신이 이루어질 단말기 쌍을 결정하는 과정에서 사용될 채널이 함께 결정되어야 하기 때문에 완전매체공유 시스템의 경우와 유사한 방법으로 그래프를 이용한 채널할당문제의 해석이 용이하지 않다. 즉, 불완전매체공유 환경에서는 최적의 $M(t)$ 을 결정함에 있어 송신노드 $i \in N_T$, 수신노드 $j \in N_R$ 뿐만 아니라 이들이 사용할 적절한 채널 $c \in C_{i,j}$ 도 함께 결정되어야하므로 완전매체공유 환경에서와 같이 우선 송수신 노드간의 매칭을 수행하고 이후에 채널을 할당하는 2단계 접근이 어렵다. 본 절에서는 이와 같이 불완전매체공유 환경으로 인해 파생되는 3쌍(triplet) 매칭 문제를 다중항목흐름^[13]을 수용하는 그래프를 구성함으로써 최대흐름문제로 표현할 수 있음을 확인한다.

L 개의 송신단말기와 M 개의 수신단말기가 매체공유 상의 K 개의 논리적 채널을 이용하여 패킷을 송수신하는 불완전매체공유 시스템에서 최적 채널할당문제를 표현하기 위한 그래프의 구성은 그림 2와 같다. 모든 송신단말기 (N_T)와 수신단말기 (N_R)는 각각 하나의 노드로 표현되며, 이들 외에도 흐름의 분산취합을 위한 가상의 노드 S 와 D 가 존재한다. 노드 S 는 용량에 제한이 없는 흐름을 통해 모든 송신노드와 연결이 되며, $Q_{T_i,R_m}(t) > 0$ 인 경우에 한해 송신노드 T_i 는 수신노드 R_m 로 최대 용량이 1로 주어진 흐름을 통해 연결된다. 또한 모든 수신노드는 노드 D 로 용량에 제한이 없는 흐름을 통해 연결되며, 노드 D 는 다시 최대 용량이 1인 $K=|C|$ 개의 흐름을 통해 노드 S 로 연결됨으로써 $S \rightarrow$ 송신노드 \rightarrow 수신노드 $\rightarrow D \rightarrow S$ 와 같은 순환경로가 그래프에 형성되게 된다.

불완전매체공유 시스템의 채널할당을 위한 그래프 모델(그림 2)은 앞서 설명된 완전매체공유 시스템의 채널할당을 위한 그래프 모델(그림 1)과 매우 유사하다. 형태상의 차이는 단지 완전매체공유 시스템의 채널할당을 위한 그래프 모델에서 노드 D 를 노드 S 로 연결하던 용량 $K=|C|$ 의 단일 호가 용량 1인 $K=|C|$ 개의 호로 분할되었다는 점이다. 그러나 불완전매체공유 시스템의 채널할당을 위한 그래프 모델이 그림 1의 그래프 모델과 구별되는 보다 중요한 차이점은 흐름 따라 흐르는 흐름에는 $c_1, c_2, \dots, c_K \in C$ 로 정의되는 K 개의 다른 종류가 있으며, 이들은 매체공유 상에 존재하는 각각 다른 K 개의 논리적 채널을 상징한다는 것이다. 그림 2의 그래프 모델에서 각 호의 용량은 그 호를 통해

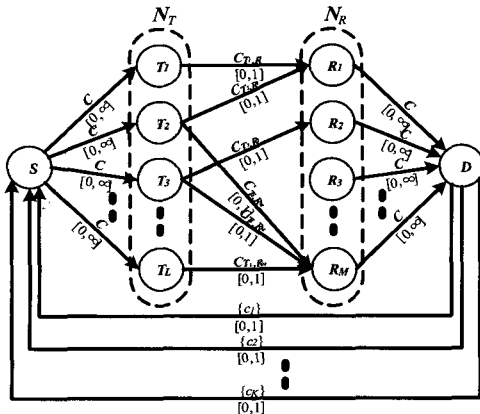


그림 2. 다중항목흐름문제에 표현된 최적 채널할당문제

흐르는 모든 종류의 흐름의 총량을 제한하게 되고, 각 호마다 흐를 수 있는 흐름의 종류에는 제한이 따르게 된다. 그림 2에 주어진 각각의 흐름 흐르는 흐름의 종류에 대한 제한은 호의 상단에 각 호가 수용할 수 있는 흐름의 집합을 명시하는 형태로 주어져 있다. 우선 노드 S 를 송신노드로 연결하는 호와 수신노드를 노드 D 로 연결하는 호는 모든 종류의 흐름을 수용할 수 있다. 한편 $Q_{T_i, R_m}(t) > 0$ 라는 전제 하에 존재하는 송신노드 T_i 에서 수신노드 R_m 로의 호는 C_{T_i, R_m} 에 속하는 흐름만을 수용할 수 있으며 그 총합은 1을 넘지 못한다. 마지막으로 노드 D 를 노드 S 로 연결하는 K 개의 호는 각각 단일 종류의 흐름 c_1, c_2, \dots, c_K 만을 수용할 수 있다. 결과적으로 임의의 흐름 $c \in C$ 가 $S \rightarrow T_i \rightarrow R_m \rightarrow D \rightarrow S$ 와 같은 경로를 통해 순환한다면, 그 흐름의 양은 1을 넘지 못하고, 채널 c 는 반드시 송수신 단말기 쌍 (T_i, R_m) 이 사용할 수 있는 채널이어야 한다 (즉, $c \in C_{T_i, R_m}$). 따라서 그림 2와 같은 그래프모델에서 $S \rightarrow$ 송신노드 \rightarrow 수신노드 $\rightarrow D \rightarrow S$ 의 순환경로를 통해 흐르는 총 흐름의 양을 최대화함으로써 불완전매체공유 시스템에서의 채널할당 $M(t)$ 를 최적화 할 수 있고, 최적 흐름벡터에서 $S \rightarrow$ 송신노드 $i \rightarrow$ 수신노드 $j \rightarrow D \rightarrow S$ 와 같은 경로를 통해 순환하는 흐름 c 의 양이 1이면 $(i, j, c) \in M(t)$ 임을 알 수 있다.

3.2 선형계획기법을 이용한 최적 채널할당

위에서 유도된 불완전매체공유 시스템의 최적 채널할당을 위한 그래프 모델의 해를 얻을 수 있는 손쉬운 방법은 다중항목 최대 흐름문제를 선형계획 문제로 기술하고 simplex 알고리즘을 이용하여 최

적해를 찾는 것이다.

즉, 그림 2와 같은 그래프 모델에서 $x_{i,j}^c$ 를 $S \rightarrow$ 송신노드 $i \rightarrow$ 수신노드 $j \rightarrow D \rightarrow S$ 와 같은 경로를 통해 순환하는 흐름 c 의 양으로 정의하면 다중항목 최대 흐름문제는 위와 같은 선형계획문제로 기술될 수 있다.

여기서 한 가지 흥미로운 점은 앞 절에서 설명한 바와 같이 불완전매체공유 시스템에서의 최적 채널할당문제는 본질적으로 조합적(combinatoric) 최적화 문제인 반면, 위에 기술된 선형계획기법은 실수 값을 갖는 변수에 대한 일반적인 최적화 문제로서 원래의 최적채널할당문제와는 전혀 다른 부류의 문제라는 점이다. 이는 위 선형계획문제에서 $x_{i,j}^c$ 가 지니는 물리적 의미를 살펴봄으로써 다음과 같이 이해가 가능하다. $x_{i,j}^c$ 는 채널 c 가 송수신 단말기 쌍 i, j 에 할당된 정도를 나타낸다고 해석할 수 있다. 즉, $x_{i,j}^c = 0$ 이면 채널 c 는 송수신 단말기 쌍 i, j 에 전혀 할당되지 않은 상황임을, 반대로 $x_{i,j}^c = 1$ 이면 채널 c 는 송수신 단말기 쌍 i, j 에 완전히 할당된 상황임을 의미한다. 그러나 실제의 매체공유 통신시스템에서 채널의 부분적인 할당은 일반적으로 이루어지지 않으며, 본 논문에서도 이와 같은 부분적인 채널할당을 고려하고 있지 않다. 따라서 실제로 위 선형계획문제에서 $x_{i,j}^c$ 를 언제나 0 또는 1의 정수 값을 갖도록 제한하여야 최적 채널할당문제를 정확히 표현하는 선형계획문제라 할 수 있다. 이와 같이 변수 중 일부가 정수값만을 취하는 최적화 문제를 정수계획(integer programming)문제라 통칭한다. 그러나 일반적으로 정수공간에서의 선형계획문제의 최적해를 구하는 과정은 실수공간에서 선형계획문제의 최적해를 구하는 과정보다 난해하며, 필요로 하는 연산량도 매우 크다. 한편 위와 같은 형태로 주어진 선형계획문제는 정수 최적해를 갖는다는 것을 증명하는 것이 어렵지 않다. 즉, 정수계획기법을 도입하지 않고도 위 선형계획문제의 최적해를 실수공간에서 구하여도 정수값을 갖는 최적해를 구할 수 있고, 이와 같은 접근방법이 정수계획기법을 도입하는 것에 비해 연산 복잡도를 낮추는 방법이 된다.

위 선형계획문제의 각 제약조건이 상징하는 물리적 의미를 살펴보면, 우선 제약조건 (9)는 송신단말기 i 와 수신단말기 j 가 채널 c 를 사용하여 통신이 가능한 경우에만 (즉, $c \in C_{i,j}$ 인 경우에만) $x_{i,j}^c$ 가 양의 값을 가질 수 있다는 것(즉, 채널 c 가 송신단

말기 i 와 수신단말기 j 에 할당될 수 있음)을 의미한다. 제약조건 (10)은 송신단말기 i 와 수신단말기 j 에 할당된 채널의 양(수)가 전송할 정보가 있는 경우에 한해서 최대 1이 될 수 있음을 의미한다. 마지막으로 제약조건 (11)은 하나의 채널이 송수신 단말기에 할당된 회수가 최대 1을 넘을 수 없음을 의미하며, 이는 동일한 채널이 동시에 둘 이상의 송수신 단말기 쌍에 할당되지 않도록 하기 위한 제약조건이라 할 수 있다.

$$\text{Maximize } \sum_{\substack{i \in N_T \\ j \in N_R \\ c \in C}} x_{i,j}^c$$

under constraints

$$0 \leq x_{i,j}^c \leq \begin{cases} 0 & \text{if } c \notin C_{i,j} \\ 1 & \text{if } c \in C_{i,j} \end{cases} \quad (9)$$

$$\sum_{c \in C} x_{i,j}^c \leq \begin{cases} 0 & \text{if } Q_{i,j}(t) = 0, \\ 1 & \text{if } Q_{i,j}(t) > 0, \end{cases} \quad (10)$$

$$\sum_{\substack{i \in N_T \\ j \in N_R}} x_{i,j}^c \leq 1. \quad (11)$$

위에 주어진 제약조건 이외에도 매체공유 시스템이나 송수신 단말기의 특성에 따라 추가적인 제약조건이 추가될 수 있다. 예를 들어, 앞서 앞 장에서 언급된 단말기의 단일 송/수신기능 제약이나 송수신이 모두 가능한 단말기의 반이중송수신 제약 등은 아래와 같은 제약조건을 추가함으로써 채널할당 과정에 쉽게 반영될 수 있다.

단일 송신기능 제약

$$\sum_{\substack{j \in N_R \\ c \in C}} x_{i,j}^c \leq 1 \text{ for all } i \in N_T. \quad (12)$$

단일 수신기능 제약

$$\sum_{\substack{i \in N_T \\ c \in C}} x_{i,j}^c \leq 1 \text{ for all } j \in N_R. \quad (13)$$

반이중송수신 제약

$$\sum_{\substack{j \in N_T \\ c \in C}} x_{j,i}^c + \sum_{\substack{j \in N_R \\ c \in C}} x_{i,j}^c \leq 1 \text{ for all } i \in N_T \cap N_R. \quad (14)$$

4.3 선형계획을 통한 채널할당의 복잡도

앞 절에서 유도된 불완전매체공유 시스템의 최적 채널할당문제를 위한 선형계획문제는 simplex 알고리즘을 이용하여 효과적으로 최적해를 구할 수 있다. 이 과정의 연산복잡도를 추정하기 위해 선형계획문제에 등장하는 변수의 수와 제약조건식의 수를 계산하면, 모두 $O(|N_{\text{채}}|N_{\text{말}}|C|)$ 로 주어짐을 알 수 있다. 한편 simplex 기법을 이용하여 선형계획문제의 해를 얻는데 필요한 평균 연산량은 이들의 제공에서 삼승에 비례하여 증가한다. 따라서 불완전매체공유 네트워크를 구성하는 단말기의 수와 채널의 수가 증가함에 따라 최적채널할당을 위한 연산량도 급격히 증가한다. 특히 본 논문에서 전제로 하고 있는 동기/집중식 채널할당방식의 경우, 채널의 할당이 하나의 패킷이 전송되는 시간 내에서 이루어지는 것을 가정하고 있으므로 시스템의 규모가 커짐에 따라 채널할당을 위한 연산량은 실질적으로 큰 부담이 될 수 있다. 따라서 본 절에서 제안된 선형계획기법을 이용한 최적 채널할당기법은 확장성(scalability) 측면에서는 개선의 여지가 있다고 할 수 있다.

IV. 불완전매체공유 환경에서의 준최적 채널할당기법

앞 장에서 최적 채널할당기법은 채널할당을 최대화하는 $M(t)$ 를 구할 수 있지만 그것의 연산복잡도로 인해 현실적으로 네트워크에 적용하기에는 부적합하다는 것을 알 수 있었다. 따라서 최적 채널할당기법의 성능에 근접하면서 연산 복잡도를 줄인 준최적 채널할당기법의 개발이 필요하다. 채널할당기법은 기본적으로 모든 시점 t 에 대해서 $M(t)$ 를 구하는 것으로서 (i,j,c) 즉, 모든 시점 t 에 대해서 송수신단말 쌍 (i,j) 과 그것에 할당될 수 있는 채널 c 를 구하는 것이다. 본 논문에서는 준최적 채널할당기법을 위해 고속 교환기에서 입출력포트의 매칭을 위해 널리 사용되는 iSLIP^[10-17] 알고리즘을 응용하였다. 크로스바 스위치(crossbar switch)에서 입력단과 출력단을 연결하는 패브릭(fabric)은 on, off 상태에 따라 입력단과 출력단의 매칭쌍을 결정하는데 채널할당문제도 또한 송수신단말기와 수신단말기의 매칭쌍을 결정해야한다는 점에서 유사한 특징을 갖는다. 이때 결정된 송수신단말기 쌍에는 송수신에 필요한 채널이 할당되는데 완전/불완전매체공유시스템에 따라 채널의 할당에 몇 가지 제약이 따른다. 다

음은 완전/불완전매체공유시스템에서 송신단말과 수신단말의 채널할당요구와 채널할당결과를 크로스바 스위치 상에 나타낸 것이다. 아래의 그림 3, 4는 완전매체공유 시스템과 불완전매체공유 시스템의 제약 조건에 따른 채널할당문제를 나타낸 것이다. 준최적 채널할당문제는 같은 종류의 채널을 크로스바 상에 배열하는 문제와 유사하다. 그림 3과 4에서 보는 것과 같이 크로스바 상의 흰 점과 검은 점에 의해서 송신단말기에서 수신단말기로의 $Q(t)$ 와 $M(t)$ 을 나타낸다. 즉 흰 점은 송신단말기에서 수신단말기로의 $Q(t)$ 를 나타낸 것이고 $M(t)$ 은 $Q(t)$ 와 $C_{i,j}$ 의 상태에 의해서 검은 점으로 나타난다.

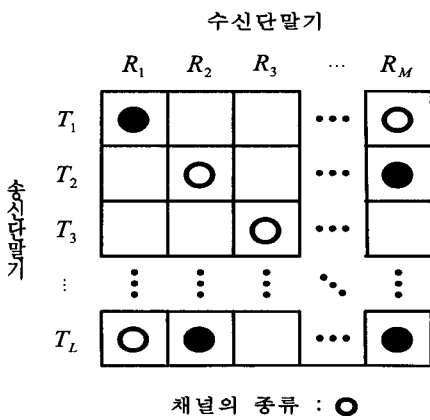


그림 3. 완전매체공유시스템의 준최적 채널할당기법의 예 $|C|=4$

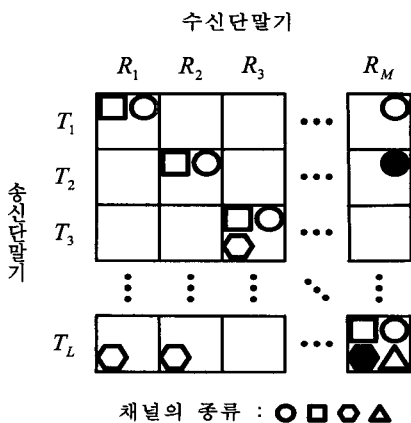


그림 4. 불완전매체공유시스템의 준최적 채널할당기법의 예 $|C|=4$

4.1 매체공유 시스템의 준최적 채널할당기법

4.1.1 완전매체공유시스템의 준최적 채널할당기법

완전매체공유시스템의 특징에 의해 $C_{i,j} = C$ 이므

로 송수신단말기 쌍에는 사용할 수 있는 채널이 존재한다면 송신단말기 i 과 수신단말기 j 에 상관없이 시간 t 에 정보 전송을 위해 최대 $|C|$ 개의 채널이 할당될 수 있다. 이 때 C 에 속해 있는 채널의 종류는 모두 동일하여 그림 3에서 보는 것과 같이 동일한 원이 동일한 채널의 할당을 필요로 한다.

4.1.2 불완전매체공유시스템의 준최적 채널할당기법

불완전매체공유시스템은 이때 불완전매체공유 시스템의 특징에 의해 $C_{i,j} \neq C$ 이므로 완전매체공유 시스템과 달리 사용할 수 있는 채널이 존재함에도 불구하고 할당되지 못하는 상황이 발생하게 된다. 즉 $C_{i,j}$ 에 속하는 채널의 종류는 송신단말기 $i \in N_T$ 과 수신단말기 $j \in N_R$ 에 따라 다르다. 이러한 이유에 의해서 $Q_{i,j}(t) > 0$ 이지만 $c \in C_{i,j} = \phi$ 이거나 $c \in C_{i,j} \neq \phi$ 이지만 $Q_{i,j}(t) = 0$ 일 경우에는 해당 c 는 정보 전송을 위해 사용되지 못한다. 따라서 그림 4에서 보는 것처럼 불완전매체공유 시스템은 위의 $Q_{i,j}(t)$ 과 $C_{i,j}$ 에 의해 완전매체공유 시스템과 달리 사용되지 못하는 채널이 발생할 수 있다.

이를 위해서 준최적 채널할당기법으로써 2단 iSLIP 채널할당기법과 순차적 채널할당기법을 제안한다.

4.2 iSLIP 채널할당기법

iSLIP은 고속 패킷 스위칭에서 널리 응용되고 있는 방식이다. 이러한 iSLIP 알고리즘은 송수신노드 쌍과 채널과의 매칭에 수정/확장 적용이 가능하다. 기본적인 iSLIP 알고리즘이 입력단과 출력단으로 이루어졌던 것과 달리 2단 iSLIP 채널할당기법에서는 채널단이 추가되어 송신단-수신단-채널단, 총 3단으로 이루어진다.

4.2.1 기본적인 iSLIP 알고리즘

iSLIP 알고리즘은 입력단과 출력단을 매칭하기 위해 request, grant, accept의 세 가지 단계로 구성된다.

▶1단계 request(요구) 단계

매칭되지 않은 입력단(unmatched input)은 그 입력단에 저장되어 있는 셀(cell)들의 모든 목적지 출력단으로 request를 보낸다.

▶2단계 grant(승인) 단계

매칭되지 않은 출력단이 request를 받으면 현재

time slot에서 가장 높은 우선순위를 가진 입력단부터 시작해서 라운드 로빈(Round-Robin) 방식으로 입력단을 선택하고 선택된 입력단에게 grant를 보낸다. 출력단에서 가장 높은 우선순위를 가진 입력단을 의미하는 포인터는 첫 번째 반복과정에서 그 grant가 accept된 경우에만 (grant된 입력단+1) mod N (N : 노드의 개수)으로 갱신된다.

▶3단계 accept(수락) 단계

매칭되지 않은 입력단에서 grant를 받으면 현재 time slot에서 가장 높은 우선순위를 가진 출력단 포인터부터 시작해서 라운드 로빈방식으로 출력단을 선택하고 선택된 출력단에 accept를 보낸다. 입력단에서 가장 높은 우선순위를 가진 출력단을 의미하는 포인터는 첫 번째 반복과정에서 매칭이 이루어진 경우에만 (매칭 이루어진 출력단 + 1) mod N 으로 갱신된다.

위의 request, grant, accept 단계가 종료되면 입력단과 매칭되는 출력단이 결정된다. 만일 반복횟수 ≥ 2이면 이전 반복에서 매칭되지 않은 입력단과 출력단에 대해 위의 3단계를 반복해서 진행한다.

4.2.2 2단 iSLIP 채널할당기법

이 방식은 송수신노드 쌍의 매칭과 그 이후 송수신노드 쌍과 채널과의 추가적인 매칭이 필요하다. 그림 5에서 보는 것과 같이 한 번의 매칭을 반복하기 위해서 모두 6단계 (request 2번, grant 2번, accept 2번) 과정이 필요하다. 다음은 2단 iSLIP 채널할당기법을 설명한다.

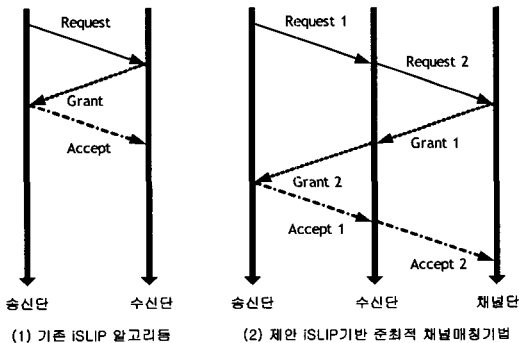


그림 5. 기존의 iSLIP 알고리즘과 2단 iSLIP 채널할당기법의 비교

▶1 단계 request 1(요구단계 1: 송수신단→수신단)

각 송수신단은 해당 수신단에 request 1 신호를 보내 전송 패킷이 있음을 통보한다. 이와 같은 동작은

송수신단 쌍을 매칭하는 과정이다.

▶2 단계 request 2(요구단계 2: 수신단→채널단)

request 1 단계에서 송수신단에서 수신단으로 request 1 신호가 보내진 다음 수신단은 매칭이 필요한 채널단에 request 2 신호를 보낸다. request 2 단계에서는 request 1 단계에 이어 송수신단 쌍이 요구하는 채널에 채널할당요구를 알리는 것이다.

▶3 단계 grant 1(승인 단계 1: 채널단→수신단)

request 2 신호를 받은 채널단은 가장 높은 우선순위를 가진 수신단에 grant 1 신호를 보낸다. 만일 가장 높은 우선순위의 수신단의 request 2 신호가 없다면 라운드로빈 방식으로 수신단의 request 1 신호를 선택하여 해당 수신단에 grant 1 신호를 보낸다.

▶4 단계 grant 2(승인단계 2: 수신단→송수신단)

채널단으로부터 grant 1 신호를 받은 수신단은 가장 높은 우선순위를 가진 송수신단에 앞에서 언급한 같은 방식으로 grant 2 신호를 보낸다. 채널단과 수신단의 2개의 grant 포인터는 첫 번째 반복과정의 accept 단계에서 accept된 경우에만 업데이트된다. 즉, grant 1의 포인터는 (grant 1 신호를 받은 수신단 + 1) mod |N| (|N|: 노드의 개수)으로 업데이트되며 grant 2의 포인터는 (grant 2 신호를 받은 송수신단 + 1) mod |N| 으로 업데이트된다.

▶5 단계 accept 1(수락단계 1: 송수신단→수신단)

grant 2 신호를 받은 송수신단은 가장 높은 우선순위를 가진 수신단부터 시작해서 라운드로빈 방식으로 수신단으로부터 온 grant 2 신호를 선택하여 해당 수신단에 accept 1 신호를 보낸다. 이때 accept 1 과정에서 식 (12), (13), (14)의 동시 송수신방식 제약조건 모델에 따라 grant 2 신호가 해당 제약조건을 위반하면 송수신노드 쌍과 채널과의 매칭은 거절되고 accept 1 신호는 수신단에 전달되지 않는다.

▶6 단계 accept 2(수락단계 2: 수신단→채널단)

수신단은 최종적으로 grant 1 신호를 보낸 채널단 중 가장 높은 우선순위의 것을 선택하여 송수신노드 쌍과 채널단의 매칭을 종료한다. accept 포인터는 첫 번째 반복과정에서 매칭이 성립된 경우에만 업데이트된다. 이때 accept 1 포인터는 (accept 1 을 받은 수신단 + 1) mod |N| 로 업데이트하고 accept 2 포인터는 (accept 2를 받은 채널단 + 1) mod

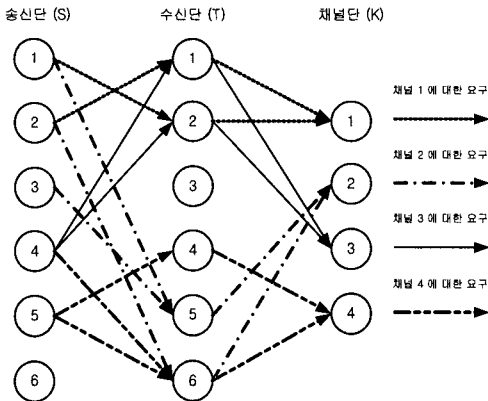


그림 6. 2단 iSLIP 채널할당기법의 예

$$W = \begin{bmatrix} 0 & W_{1,2} & W_{1,3} & \dots & \dots & \dots & W_{1,n-1} & W_{1,n} \\ W_{2,1} & 0 & W_{2,3} & \dots & \dots & \dots & W_{2,n-1} & W_{2,n} \\ W_{3,1} & W_{3,2} & 0 & \dots & \dots & \dots & W_{3,n-1} & W_{3,n} \\ W_{4,1} & W_{4,2} & W_{4,3} & 0 & \dots & \dots & W_{4,n-1} & W_{4,n} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & 0 & \vdots & \vdots & \vdots \\ \vdots & \vdots & \vdots & W_{i,j} & 0 & \vdots & \vdots & \vdots \\ W_{n-1,1} & W_{n-1,2} & W_{n-1,3} & \dots & \dots & \dots & 0 & W_{n-1,n} \\ W_{n,1} & W_{n,2} & W_{n,3} & \dots & \dots & \dots & W_{n,n-1} & 0 \end{bmatrix} \quad p = \begin{bmatrix} p_1 \\ p_2 \\ p_3 \\ \vdots \\ \vdots \\ p_{k-1} \\ p_k \end{bmatrix}$$

그림 7. 채널매칭행렬(W)과 좌표포인터(p)

$|N|$ 으로 업데이트된다. accept 2 과정에서도 또한 식 (9), (10), (11)의 제약조건에 의해 해당 제약조건을 위반하는 송수신노드 쌍과 채널과의 매칭시도는 거절된다.

반복횟수 ≥ 2 이면 매칭되지 않은 송수신노드 쌍과 매칭되지 않은 채널에 대한 매칭을 위의 6단계를 거쳐서 새로운 매칭쌍을 반복하여 찾는다.

4.3 순차적(sequential) 채널할당기법

순차적 채널할당기법은 2단 iSLIP 채널할당기법과 다음과 같은 차이점을 가진다.

- 송수신노드 쌍을 좌표 (i,j) 로 표시
- 송수신노드 쌍-채널단의 2단으로 구성
- iSLIP과 달리 반복매칭이 불필요
- grant, accept 포인터 대신 좌표포인터를 사용

순차적 채널할당기법은 채널매칭 행렬(W)과 좌표포인터(p)를 이용하여 송수신단 쌍과 채널과의 매칭을 시도한다. 다음은 순차적 채널할당기법에서 채널매칭행렬(W)과 좌표포인터(p)의 일반적인 형태를 보여준다.

$W_{i,j} = (i,j)$ 는 송신노드 i 과 수신노드 j 쌍을 좌표를 나타낸다. $(i,j \in N)$ 채널매칭행렬 W상의 좌

표 $W_{i,j}$ 은 $Q_{i,j}(t)$ 의 값에 따라 다음과 같은 값을 가진다.

$$W_{i,j} = \begin{cases} 0 & \text{if } Q_{i,j}(t) = 0 \text{ or } k \notin C_{i,j} \\ k & \text{if } Q_{i,j}(t) > 0 \text{ and } k \in C_{i,j} \end{cases}$$

$$W_{i,j}^k = \{(i,j) | W_{i,j} = k \text{ and } i,j \in N, k \in C_{i,j}\}$$

$W_{i,j} = 0$ 의 의미는 송신노드 i 와 수신노드 j 에 정보전송이 일어나지 않거나 사용할 수 있는 채널이 존재하지 않다는 것을 의미한다. $W_{i,j} = k$ 의 의미는 송신노드 i 와 수신노드 j 에 정보전송이 일어나며 채널 k 의 할당이 필요함을 나타낸다. $W_{i,j}^k$ 는 정보전송을 위해 채널 k 의 사용을 원하는 $W_{i,j}$ 의 집합을 나타낸 것이다. 따라서 채널매칭행렬 W를 통해 송신노드에서 수신노드로의 정보 전송여부와 정보 전송을 위해 사용될 채널정보를 유지할 수 있다.

채널 k 의 좌표포인터 p_k 는 매칭되어야 할 가장 높은 순위의 $W_{i,j}$ 를 가리키며, 전체 좌표포인터 $p = (p_k)$ 이다. 다음은 순차적 채널할당기법을 설명한다. 앞서 제안한 2단 iSLIP 채널할당기법과 달리 request, grant의 두 단계로 채널매칭을 시도한다.

▶1 단계: request (요구) 단계

채널매칭행렬 W에서 $W_{i,j} > 0 (i,j \in N)$ 인 모든 좌표에 대해서 해당 채널 k 에 request 신호를 전송한다.

▶2 단계: grant(승인) 단계

먼저 채널 k 를 선택한다. 이때 사용할 수 있는 채널 $C_{i,j}$ 중에서 임의로 채널을 선택한다고 가정한다. 채널 k 에 request 신호를 보낸 송수신노드 쌍의 집합 $W_{i,j}^k$ 에서 좌표포인터(p_k)이 가리키는 가장 높은 우선순위의 좌표를 선택한다. 만일 $W_{i,j}^k$ 에 좌표포인터가 가리키는 $W_{i,j}$ 이 존재한다면 채널 k 와 $W_{i,j}$ 과의 매칭에 성공한다. 채널 k 는 해당 $W_{i,j}$ 에 grant 신호를 전송한다. 아울러 채널매칭행렬(W)중에서 동시 송수신방식에 따른 분류에 따라 송수신노드 좌표의 값을 '0'으로 reset시킨다. 선택된 좌표가 $W_{i,j}$ 이라면, 동시 송수신방식에 따라 다음과 같이 채널매칭행렬(W) 상의 송수신노드 쌍의 채널할당요구를 reset 한다.

- 무제한 송수신방식 : reset이 불필요

- 전이중 송수신방식 : 채널매칭행렬에서 선택된 좌표 $W_{i,j}$ 를 제외한 집합

$\bigcup_{h \in N - \{j\}} W_{i,h}, \bigcup_{g \in N - \{i\}} W_{g,j}$ 내의 모든 좌표에 해당하는 송수신노드의 채널할당요구를 reset 한다.

- 반이중 송수신방식 : 채널매칭행렬에서 선택된 좌표 $W_{i,j}$ 를 제외한 다음의 좌표 집합

$\bigcup_{h \in N - \{j\}} W_{i,h}, \bigcup_{g \in N - \{i\}} W_{g,j}, \bigcup_{h \in N - \{i\}} W_{j,h}, \bigcup_{g \in N - \{j\}} W_{g,i}$ 내의 모든 좌표의 채널할당요구를 reset 한다.

▶3 단계: 좌표포인터 업데이트

좌표포인터는 채널 k에 매치된 좌표가 $W_{i,j}$ 일 때, $p_k = ((i + 1) \bmod |N|, (j + 1) \bmod |N|)$ 와 같은 형태로 업데이트한다.

이러한 3 단계 과정이 끝나면 송수신단 쌍에 대한 채널할당의 성공유무가 결정되고 나머지 미할당 채널을 위해 1 단계 과정을 반복한다. 더 이상 할당할 채널이 없다면 반복을 중단한다.

1 단계 과정에서 time slot 마다 매칭이 될 채널을 임의의 순서대로 선택하는 이유는 매번 같은 순서로 채널을 선택하게 되면 나중에 매칭이 송수신기 쌍에 대해서 채널할당이 이루어질 확률이 낮기 때문이다. 따라서 채널마다 동등한 기회를 주기 위해 임의로 채널을 선택한다. 2 단계 채널매칭 후 동시 송수신방식에 따라 채널매칭행렬에서 채널할당요구를 reset하는 이유는 경우에 따라 이미 채널이 할당된 송수신노드 쌍은 더 이상 매칭이 필요 없기 때문이다. 예를 들어 현재의 시스템이 전이중 송수신방식으로 동작하는 시스템 모델을 가정하면 송신노드 2와 수신노드 1에 임의의 채널이 할당되고 동시에 송신노드 2와 수신노드 3에 임의의 채널이 할당되는 경우가 발생한다면 송신노드 2는 오직 하나의 수신노드로의 송신만이 허용된다. 따라서 송신노드 2에 두 개 이상의 수신노드가 매칭 될 수 없다. 따라서 임의의 한 개의 수신노드를 제외하고는 수신노드에 대한 매칭은 더 이상 이루어져선 안 되므로 나머지 수신노드에 대한 매칭요구는 reset 되어야 한다. 이와 같은 reset 동작은 이후 채널 k와 $W_{i,j}$ 의 매칭확률을 높이고, 2단 iSLIP 채널할당기법처럼 이전 반복에 매칭이 성립되지 못한 송수신단 쌍과 채널의 매칭을 반복할 필요 없이 채널당

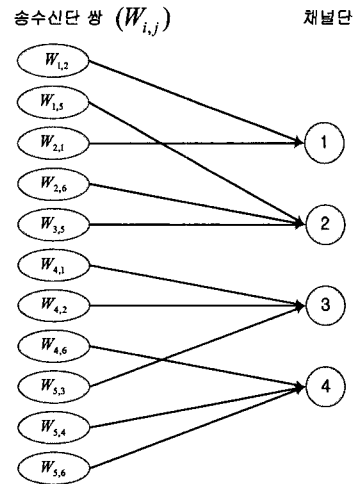


그림 8. 순차적 채널할당기법의 예(request 단계)

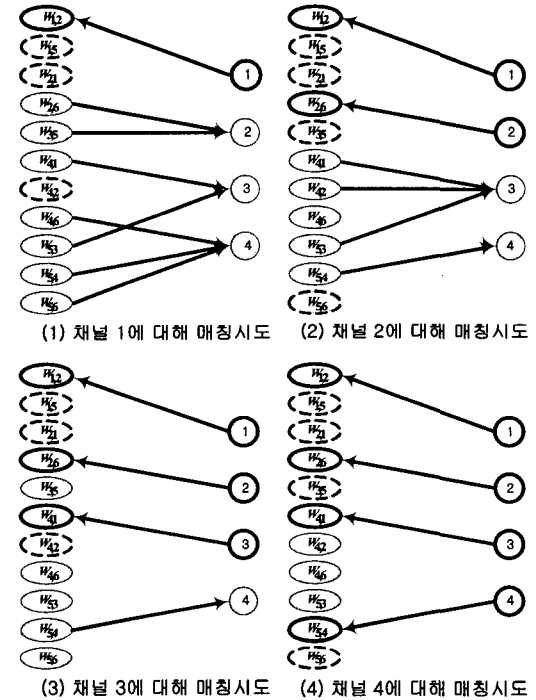


그림 9. 순차적 채널할당기법의 예

단 한 번의 매칭을 통해서 최대 매칭에 도달하게 된다. 그림 9는 순차적 채널할당기법의 예를 나타낸 것이다. 이 예는 송신단과 수신단을 송수신노드 쌍으로 나타낸 것을 제외하고 2단 iSLIP 채널할당기법에서 설명한 예와 동일한 예이다.

그림 8, 9에서 2단 iSLIP 채널할당기법에 비해 순차적 채널할당기법은 송수신노드 쌍 단과 채널단, 2단으로 구성되어 있다는 것과 request와 grant의 2 단계만으로 매칭을 성립하는 것을 보여준다. 또한 2

단 iSLIP 채널할당기법에 비해 매칭되지 못한 채널에 대한 반복 매칭이 필요 없음을 알 수 있다.

4.3.1 제한된 채널할당기법들의 반복횟수 비교

앞 절에서 설명했듯이 순차적 채널할당기법은 2단 iSLIP 채널할당기법과 달리 반복매칭이 필요 없는 장점이 있다. 연산 복잡도면에서 2단 iSLIP 채널할당기법과 순차적 채널할당기법의 매칭을 위한 채널할당 반복횟수를 비교하면 다음과 같다.

순차적 채널할당기법의 반복 횟수

N_K 2단 iSLIP 채널할당기법의 반복 횟수

$$\begin{aligned} \sum_{n=1}^{|N|} N_K(n) &= N_K(1) + \sum_{n=2}^{|N|} N_K(n) \\ &= N_K(0) - N_M(0) + \sum_{n=2}^{|N|} N_K(n) \\ &= N_K + \sum_{n=2}^{|N|} N_K(n) \end{aligned}$$

for $N_K(n) = N_K(n-1) - N_M(n-1)$, $N_K(0) = N_K$, $N_M(0) = 0, n \geq 2$

여기서 $N_K(n)$ 은 n 번째 반복이 시작할 시점에 남은 채널의 개수, $N_M(n)$ 은 n 번째 반복 후 매칭개수로 정의한다. 반복횟수 $n \geq 2$ 일 때, 2단 iSLIP 채널할당기법의 반복 횟수는 $\sum_{n=2}^N N_K(n)$ 이고 순차적 채널할당기법의 반복횟수는 N_K 이므로 상대적으로 연산복잡도 면에서 반복매칭이 필요하지 않는 순차적 채널할당기법이 더 효율적이다.

V. 실험 결과 및 분석

5.1 모의실험

5.1.1 모의실험 환경

불완전매체공유 시스템을 위한 집중방식 매체접근기법의 성능 평가는 다음과 같은 실험환경에서 수행되었다. 본 논문에서 사용된 집중방식 불완전매체접근제어기법에서 채널할당모델은 다음과 같은 특징에 의해 정의된다.

- 불완전매체공유시스템 네트워크에 소속된 노드의 개수는 유한하다.
- 패킷의 유입은 poisson process를 따른다.

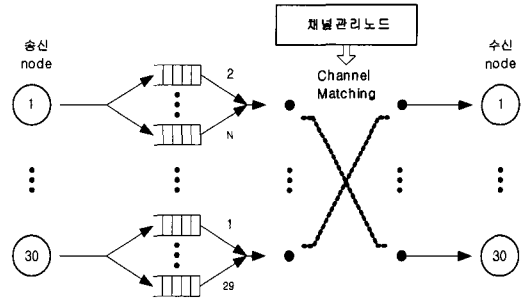


그림 10. 집중방식 불완전매체공유 시스템의 실험모델(|N|=30, |C|=25)

- 패킷의 크기는 고정되고 전송 중 패킷의 유실은 없다.
- 패킷의 목적지 노드의 분포는 균일하다.

5.1.2 모의실험 시나리오

성능 분석을 위한 실험은 다음과 같은 불완전매체공유 시스템모델을 기반을 이루어졌다.

송신기 클래스의 집합 :

$$T_{class} = \{T_1, T_2, T_3, T_4, T_5\}$$

수신기 클래스의 집합 :

$$R_{class} = \{R_1, R_2, R_3, R_4, R_5\}$$

$T(i)$: 송신노드 i 의 송신기의 종류

$R(j)$: 수신노드 j 의 수신기의 종류

$C_{T(i),R(j)}$: 송신기 타입 $T(i) \in T_{class}$ 이 수신기 타입 $R(j) \in R_{class}$ 으로 정보 전송을 위해 사용할 수 있는 채널의 집합

불완전매체공유 시스템은 다음과 같이 5개의 송신기 클래스와 5개의 수신기 클래스로 나뉘어 진다고 가정한다. 그림 11의 예에서 송신노드 3이 수신노드 20에 정보를 전송하기 위해서 사용할 수 있는 채널은 k_4 , 즉 $C_{T(3),R(20)} = \{k_4\}$ 이다. 25개의 전체 채널은 다음과 같이 $C_{T(i),R(j)}$ 에 한 개의 채널 $k \in C$ 씩 ($C_{T(i) \in \{1,2,3,4,5,6\}, R(j) \in \{1,2,3,4,5,6\}} = \{k_1\}, \dots, C_{T(i) \in \{25,26,27,28,29,30\}, R(j) \in \{25,26,27,28,29,30\}} = \{k_{25}\}$) 할당되어 한 개의 채널을 6개의 송수신노드가 공유하는 상황을 가정한다. 본 논문에서는 그림 11의 채널 할당 표를 기준으로 모의실험을 통해 제한한 최적 채널할당기법 및 준최적 채널할당기법의 부하(load)에 따른 평균 패킷 지연시간(average packet latency)을 비교하였다. 패킷 지연시간은 패킷이 채널관리 노드의 가상 출력 버퍼(virtual output queue;

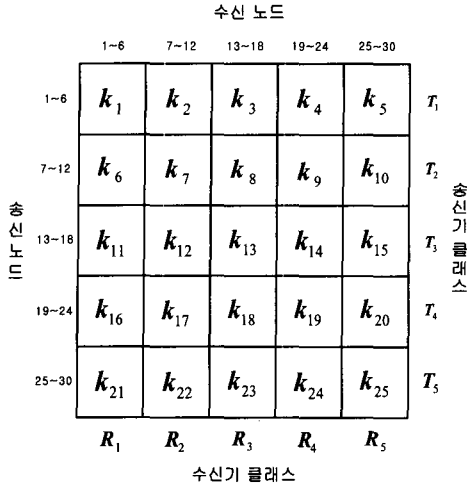


그림 11. 실험환경의 채널할당 표

VOQ)에 도착한 후 채널을 할당받기 전까지 가상 출력 버퍼 내에 패킷이 대기한 시간으로 정의한다. 이러한 모의실험은 위의 동일한 조건하에서 3가지의 동시 송수신방식(무제한, 전이중(full-duplex), 반이중 송수신방식(half-duplex))에 대해서 수행되었다.

5.2 모의실험 결과와 성능 분석

5.2.1 전이중 동시 송수신방식

그림 12는 전이중 동시 송수신방식에서 각 채널 할당기법들의 평균 패킷 지연시간을 비교한 것이다. 2단 iSLIP 채널할당기법(n=1,2: n은 반복횟수)의 경우 가해지는 부하가 각각 0.5, 0.7 이상이 되면 평균 패킷 지연시간이 급격하게 증가하는 것을 알 수 있다. 이는 최대 전송효율이상의 부하가 연속해서 가해지면 가상 출력 큐(queue)의 길이 또한 증가하고 그만큼 패킷이 가상 출력 버퍼에 대기하는 시간이 길어지므로 평균 패킷 지연시간 또한 급격하게 증가하게 되는 결과를 초래하기 때문이다. 이에 비해 순차적 채널할당기법과 2단 iSLIP 채널할당기법(n=4)의 경우 가해지는 부하가 0.9에서 1.0로 접근할 때 평균 패킷 지연시간이 급격히 증가하는 것을 알 수 있다.

5.2.2 반이중 동시 송수신방식

그림 13은 반이중 동시 송수신방식에서 평균 패킷 지연시간을 비교한 것이다. 전체적으로 전이중 동시 송수신방식에 비해 낮은 부하에서도 평균 패킷 지연시간이 급격하게 증가함을 알 수 있다. 특히 2단 iSLIP 채널할당기법(n=1,2)은 가해지는 부하가 각각 0.3과 0.4 이상이 되면 평균 패킷 지연시간이

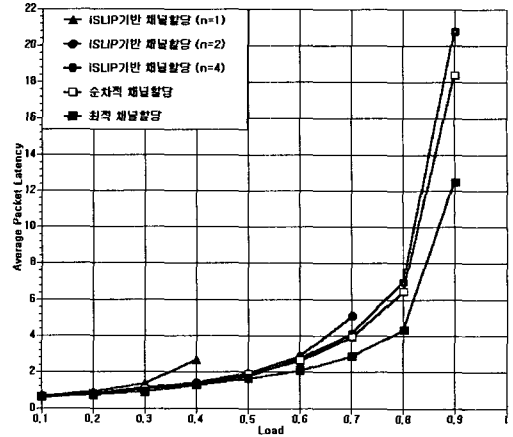


그림 12. 전이중 동시 송수신방식의 평균 패킷 지연시간

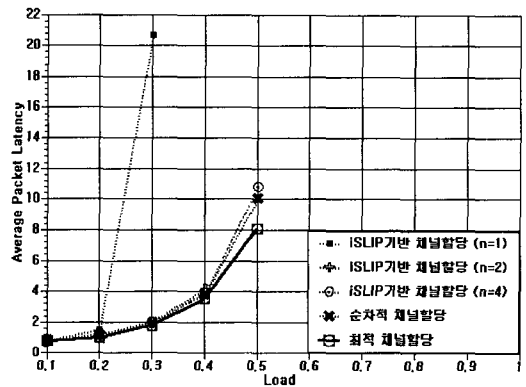


그림 13. 반이중 동시 송수신방식의 평균 패킷 지연시간

급격하게 증가함을 알 수 있다. 2단 iSLIP 채널할당기법(n=4)와 순차적 채널할당기법의 경우 가해지는 부하의 양이 0.5이하일 때는 서로 근접한 평균 패킷 지연 성능을 보여주나 부하의 양이 0.5를 초과할 때 2단 iSLIP 채널할당기법의 평균 패킷 지연시간이 순차적 채널할당기법의 평균 패킷 지연시간보다 보다 급격하게 증가한다. 따라서 순차적 채널할당기법의 성능이 전체 부하 구간에서 2단 iSLIP 채널할당기법(n=4)보다 우수함을 알 수 있다.

5.2.3 무제한 동시 송수신방식

그림 14는 무제한 동시 송수신방식에서 평균 패킷 지연시간을 비교한 것이다. 2단 iSLIP 채널할당기법(n=1,2,4)의 경우 반복을 거듭할수록 최적 채널할당기법의 성능과 가까워지는 것을 알 수 있다. 2단 iSLIP 채널할당기법(n=1,2)의 경우 가해지는 부하가 각각 0.5, 0.8이상일 때 평균 패킷지연시간이 급격히 증가함을 알 수 있다. 2단 iSLIP 채널할당기법(n=4)의 경우 최적 채널할당기법에 근접한 성능

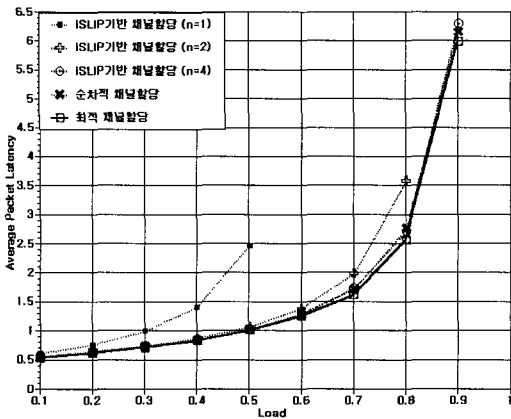


그림 14. 무제한 동시 송신방식의 평균 패킷 지연시간

을 보인다. 순차적 채널할당기법은 전 부하 구간 내에서 최적 채널할당기법에 가장 근접한 성능을 보인다는 것을 알 수 있었다.

전체적인 성능은 무제한 동시 송수신방식이 가장 낮은 평균 패킷 지연시간을 보이고, 반이중 동시 송수신방식이 가장 높은 평균 패킷 지연시간을 보였다. 그 이유는 반이중 동시 송수신방식의 제약조건에 의해 송수신노드와 채널과의 매칭 성공률이 떨어지기 때문이다.

VI. 결론

본 논문에서는 채널사용의 제약에 따라 매체공유 시스템을 완전매체공유 시스템과 불완전매체공유 시스템을 정의하고, 미래에 등장할 불완전매체공유 시스템의 집중방식 매체접근제어기법의 핵심이 되는 채널할당기법을 제안하였다. 불완전매체공유시스템의 성능을 향상시키기 위해서는 공유채널의 사용률을 극대화하는 것이며, 이를 위해 효율적인 채널할당 알고리즘의 개발이 필요하다. 채널할당기법 중 최적 채널할당기법은 채널할당문제를 선형 프로그래밍 문제화하여 전역 최적해를 구할 수 있다. 최적 채널할당기법은 불완전매체공유 시스템의 매체접근제어기법으로써 최고의 성능을 보이지만 그 연산 복잡도로 인해 실제 네트워크 환경에서 적용되기에는 무리가 있다. 따라서 본 논문에서는 최적 채널할당기법의 성능에 근접하고 연산 복잡도를 낮춘 준 최적 채널할당기법으로써 2단 iSLIP 채널할당기법과 순차적 채널할당기법을 제안하였다. 2단 iSLIP 채널할당기법은 기본적으로 request, grant, accept의 세 단계를 거쳐 최대매칭 쌍을 찾았다.

반면, 순차적 채널할당기법은 request, grant의 두 단계를 거쳐 최대매칭쌍을 찾는 특징을 가지고 있다. 두 준최적기법 중 순차적 채널할당기법은 불완전매체공유시스템에서 최적 채널할당기법의 성능에 근접하면서 2단 iSLIP 채널할당기법보다 상대적으로 우월한 성능을 나타내는 것을 모의실험을 통해 확인할 수 있었다. 특히 순차적 채널할당기법은 2단 iSLIP 채널할당기법과 달리 매칭되지 않는 채널에 대해 반복 매칭이 필요 없이 최대 매칭 쌍에 도달하므로 상대적으로 낮은 연산 복잡도를 나타낸다.

참고 문헌

- [1] J. Sha, "Optical CDMA," *Optics & Photonics News*, vol. 14, no. 4, pp. 42-47, April 2003.
- [2] J. A. Salehi and C. A. Brackett, "Code Division Multiple-Access Techniques in Optical Fiber Networks - Part II: Systems Performance Analysis," *IEEE Transactions on Communications*, vol. 37, no. 8, pp. 834-842, Aug. 1989.
- [3] J. A. Salem, "Emerging optical code-division multiple access communication systems," *IEEE Network*, Vol. 3, pp. 31-39, March 1989.
- [4] J. A. Salehi, "Code division multiple access technique in optical fiber networks - Part I: Fundamental principles," *IEEE Transaction on Communications*, Vol. 3, pp. 824-833, Aug. 1989.
- [5] K. Kitayama, "Code Division Multiplexing Lightwave Networks Based upon Optical Code Conversion," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 16, no. 7, p.p. 1309-1319, Sept. 1998.
- [6] 이우성, 최진우, 신동준, "광부호분할다중접속 네트워크에서의 매체접근제어와 부호관리체계에 대한 연구" *한국통신학회 하계 종합학술발표대회논문 모음집*, 2004년, 7월.
- [7] Mokhtar S.S.Bazaraa, John J. Jarvis and Hanif D.Sherali, "Linear programming and network flows", *2nd Wiley*.
- [8] Thomas H. Cormen, Charles E. Leiserson, Ronald L. Rivest and Clifford Stein,

“Introduction to algorithms” 2nd MIT Press.

[9] Thomas H. Cormen, Charles E. Leiserson, Ronald L. Rivest and Clisfford Stein, “Introduction to algorithms” 2nd MIT Press.

[10] Adisak Mekkittikul and Nick McKeown, “A Practical Scheduling Algorithm to Achieve 100% Throughput in Input-Queued Switches,” *IEEE INFOCOM 98*, San Francisco, April 1998.

[11] N.Mckeown, A. Mekkittikul, V. Anantharam, and J.Walrand, “Achieving 100% throughput in an input-queued switch,” *IEEE Trans. Communication* vol. 7, no. 2 pp. 188-201, April 1999.

[12] Ying Jiang and Mounir Hamdi “A Fully Desynchronized Round-Robin Matching Scheduler for a VOQ Packet Switch Architecture,” *High Performance Switching and Routing, 2001 IEEE Workshop* on 29-31 May 2001 Page(s) : 407-411.

[13] Yihan Li, Shivendra S. Panwar and H. Jonathan Chao, “The Dual Round Robin Matching Switch with Exhaustive Service,” *Merging Optical and IP Technologies. Workshop* on 26-29 May 2002 Page(s): 58 - 63.

[14] Mei Yang and S.Q. Zheng, “Pipelined Maximal Sieze Matching Scheduling Algorithms for CIOQ Switches,” *Computers and Communication*, 2003. (ISCC 2003).

[15] M. Ajmone Marsan, A. Bianco, P. giaccone, E. Leonardi and F. Neri, “Packet Scheduling in Input-Queued Cell-Based Switches, in *Proceedings of IEEE INFOCOM 2001*, pp. 1085-1094, April, 2001.

[16] H. Jonathan Chao, Soung Y. Liew and Zhigang Jing, “A Dual-Level Matching Algorithm for 3-Stage Clos-Network Packet Switches”, *IEEE Proc. of the 11th Symposium on High Performance Interconnects*, Aug. 2003 Page(s) : 38 - 43.

[17] T. Anderson, S. Owicki, J. Saxe, and C. Thacker, “High Speed Switch Scheduling for Local Area Networks,” *ACM Trans. Communication Systems*, pp. 319-52, Nov. 1993.

김 대 우 (Daewoo Kim)

준회원



2003년 2월 서강대학교 전자공학과 졸업

2005년 8월 서강대학교 전자공학과 석사

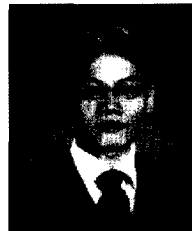
2005년 8월~현재 LG전자(주) 연구원

<관심분야> MAC protocol, 멀티

미디어 캐싱

이 병 석 (Byoungseok Lee)

준회원



2002년 8월 고려대학교 전자및 정보공학부 졸업

2006년 2월 서강대학교 전자공학과 석사

<관심분야> MAC protocol, Optical cdma, Cellular systems

최 진 우 (Jinwoo Choe)

정회원



1990년 2월 서울대학교 제어계측 공학과 학사

1992년 2월 서울대학교 제어계측 공학과 석사

1998년 12월 Purdue University 전기컴퓨터 공학과 박사

2001년 1월 University of Toronto 전기컴퓨터공학과 조교수

2001년 3월~현재 서강대학교 전자공학과 부교수

<관심분야> 통신망 설계 및 성능해석, 광통신망, Scheduling, 4G networks