

전송제한시간에 기초한 이중-링크 네트워크상에서 실시간 메시지 스케줄링 기법

이 명 진† 이 정 배** 장 덕 성***

요 약

컴퓨터 네트워크들은 여러가지 다양한 서비스의 지원이 요구된다. 컴퓨터 네트워크를 통해서 전송되는 음성, 화상 기타 긴급 전송과 관련된 메시지들은 명확한 전송제한시간을 갖는 실시간 통신 기법이 요구된다. 본 논문에서는 예약기법을 이용한 이중 링크 네트워크에서 사용하는 실시간 통신기법을 개선하여, 실시간 메시지 전송시에 전송제한시간을 기초로 하여 메시지 전송순위를 결정하는 스케줄링 기법을 제시한다. 제시된 기법의 성능을 비교 분석을 위해 SLAM II언어를 사용하여 시뮬레이션을 하였다. 시뮬레이션에서는 시스템 부하의 변화에 따른 메시지 상실률을 비교 분석 하였다.

A Scheduling mechanism for Real-Time Messages on Dual-Link Networks

Myung Jin Lee,† Jeong Bae Lee** and Duk Sung Jang***

ABSTRACT

Computer networks need a variety of services. Some services such as, video, voice and plant-control traffic require a real-time communication with explicit timing constraints. In this paper, we introduce a real-time communication technique which use a reservation technique on dual-link networks. We introduce an enhanced technique that determines priorities of the message based on time constraints when real-time messages are transmitted. A simulation was conducted to compare and to analyze traditional technique. We used the SLAM II language to simulate this technique. Message loss rate were compared and analyzed as a performance criteria in this simulation.

1. 서 론

명확한 전송제한시간(time constraint)을 갖는 통신을 지원하는 실시간 통신은 넓고 다양한 서비스를 병행 지원하는 미래의 네트워크에 중요하다. 예를 들어, 디지털 음성, 디지털 화상같은 멀티미디어 전송(multimedia traffic), 그리고 항공 제어 시스템, 공정제어 시스템같은 실시간 계산 전송(real-time computing traffic)이 그 예이다. 실시간 통신과 기존 시스템과의 기본적인 차이는

시간의 개념이 사용되었는지 여부이다. 그러므로, 네트워크의 전통적인 성능척도는 평균 처리량, 평균 응답시간이었으나 실시간 통신의 성능척도는 시간조절 정책이다[1, 2]. 실시간 통신을 지원하는 네트워크의 특성은 예견가능해야 하고, 고차원의 스케줄링성이 요구된다. MAN의 표준인 IEEE 802.6(DQDB)에서 증명된 것같이 네트워크의 특성을 만족하기가 어렵다[4, 5, 6].

본 논문의 스케줄링 방법은 (그림 1)의 이중 링크 네트워크에서와 같이 한 스테이션으로 부터 들어온 요청(request)이 네트워크의 상대적인 위치에 따라서 결코 보여질 수 없다는 점에서 요청들이 중앙의 스케줄러에게 모두 알려지는 중앙집

† 준 회원 : 부산 외국어대학교 대학원
** 정 회원 : 부산 외국어대학교 컴퓨터공학과 조교수
*** 정 회원 : 계명대학교 부교수
논문접수: 1994년 3월 26일, 심사완료: 1994년 7월 20일

중형 환경과 다른 차이가 있다. 즉, 이러한 분산환경하에서, 네트워크의 모든 메시지를 스케줄하는 것이 불가능하더라도 긴급 메시지에 대하여 전송 제한시간을 만족시키는 안정된 스케줄링성이 실시간 통신에서 요구된다. 이는 실시간 통신의 요구되는 성질이기도 하다. 위에서 언급된 차이점은 분산환경하의 스케줄링에 문제점이 될 수 있다. 본 논문에서는 이러한 문제점을 해결하고, 안정된 스케줄링성을 얻기 위해 한쪽의 링크에서는 요청(request)을 다른 한쪽의 링크에서는 메시지를 전송하는 예약기법을 개선하여, 전송제한시간을 기초로 해서 메시지 전송순위를 결정하는 스케줄링 기법을 제안한다. SLAM II 언어를 사용한 시뮬레이션을 통해 기존의 기법과 제시된 기법의 비교분석을 위해 시스템 부하의 변화에 따라 메시지 상실률(Message Loss Rate)로 성능을 비교 분석하였다.

2. 이중-링크의 구조와 시스템의 특성

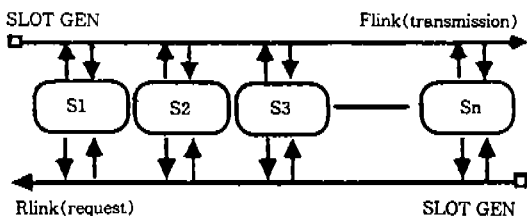
본 절에서는 이중 링크 상에서의 예약기법과 개선된 기법인 전송제한시간에 기초한 메시지 스케줄링 기법에서 사용된 이중-링크의 구조와 시스템의 특성에 대해 기술한다.

2.1 이중-링크의 구조

이중 링크 네트워크는 (그림 1)에서와 같이 바뀐 방향의 링크를 Flink, 그 반대 방향의 링크를 Rlink라고 하는 두 개의 슬롯화된 단방향 링크로 구성되어 있다. 각 링크에 대응한 슬롯생성기(slot gen)는 고정된 크기의 슬롯들을 계속적으로

생성한다. (그림 1)에서 슬롯생성기(slot gen)가 기능적으로 분리된 상태처럼 보이지만 슬롯 생성 함수는 각 링크의 끝에 있는 스테이션에 존재한다. 각각의 스테이션은 양쪽의 링크를 통해 메시지를 주고 받을 수 있고, 각각의 메시지는 하나 또는 여러 개의 패킷으로 분할되며, 정확히 하나의 슬롯에 하나의 패킷을 실어 보낼 수 있다고 가정한다. 스테이션들은 Rlink 상에서 요청(request)에 의해 Flink 상의 슬롯을 예약할 수 있다. (그림 1)에서 오른쪽 편에 있는 스테이션들을 하향 흐름(downstream), 왼쪽 편에 있는 것들을 상향 흐름(upstream)이라 부른다. 각 Flink 슬롯에는 슬롯의 사용 여부를 표시하는 BUSY 비트를 포함한다. 즉, BUSY 비트가 "0" 이면 빈 슬롯을 나타내며, 패킷의 전송시에는 전송 노드에서 BUSY 비트를 "1" 로 세트하고 슬롯에 패킷을 복사 입력하여 전송한다[4].

FLINK 슬롯생성기(slot gen)에 근접한 스테이션들은 링크를 독점할 수 있다. 이런 위치적인 우선순위를 최소화하기 위해 개선된 실시간 메시지 스케줄링 기법을 사용하여 이러한 문제점을 해결하며, 동시에 긴급 메시지의 효율적인 처리도 가능하다. IEEE 802.6은 우선순위를 결정함에 있어 4개의 요청 비트를 이용해 순위를 결정했으나, 실시간 메시지 스케줄링 기법에서 순위 결정은 제시된 기법에 의해 산출된 메시지의 전송제한시간을 순위 결정에 사용했다. 메시지의 전송제한시간을 순위로 하는 것은 그 크기가 크지만 IEEE 802.6 슬롯에서의 접근 제어 필드를 적절하게 조정할 수 있다는 가정에 의해 본 논문에서는 크기를 고려하지 않았다. 이러한 기법을 사용하게 되면 몇가지의 장점이 있다. 예를 들어, 한 스테이션에 두개 메시지의 주기는 같고 목적 스테이션이 다른 메시지의 경우에 기존의 스케줄링 방법에서 그 중 하나는 목적 스테이션이 다름에도 불구하고 메시지의 전송시점을 상실할 수 있었다. 그러나, 전송제한시간을 사용하여 순위를 결정하게 되면, 순위 결정이 더욱 명확해진다. 즉, 전통적인 방식에서의 성능척도가 평균 메시

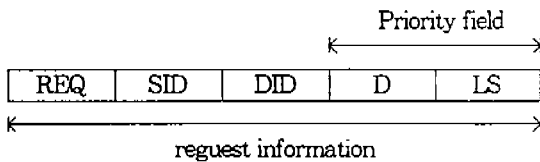


(그림 1) 이중-링크 네트워크
(Fig. 1) Dual-link Network design

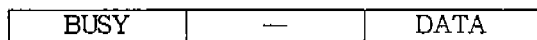
지 처리량과 평균 응답시간을 사용한 것과는 달리 실시간 처리에서는 메시지를 상실하지 않고 정확한 시간에 보내야 하는 메시지 상실률에 큰 비중을 둔다[1, 2, 8]. 즉, 전송제한시간을 사용하여 순위를 결정하게 되면 메시지 상실률을 줄일 수 있고, 네트워크의 모든 메시지를 스케줄하는 것이 불가능하더라도 긴급 메시지들을 만족시키는 방법, 즉, 안정된 스케줄링 방법을 위한 실시간 처리에 보다 적합하다. 위와 같은, 필요성에 따라 이 기법을 사용하여 명확한 전송제한시간을 산출한다. 전송제한시간을 산출하는 공식은 기존의 스케줄링 기법에서[4] 알려진 종점과 종점간(end-to-end) 지연시간을 그 근간으로 한다. 데드라인이란, 어떤 메시지가 주어진 시간 안에 전송될 시간을 말한다[7]. 만약, 종점간 전송지연 시간이 알려져 있다면, 어떤 실제시간에서 메시지가 전송되는 데 지연되는 예측된 한계시간이라 말할 수 있다. 즉, 전송제한시간을 산출하는 식은 다음과 같이 정의할 수 있다.

$$D = [2D_i + T_i + D_{prop}(i,t)] * C_i / T_i + \text{real time.}$$

여기서, D_i 는 접속을 요청하는 소스(source) 스테이션에서 Flink 슬롯 생성기까지의 거리이며, T_i 는 주기, C_i 는 처리시간, $D_{prop}(i,t)$ 는 소스 스테이션(source station)에서 목적 스테이션(destination station)에 메시지가 전송되는데 지연된 시간을 의미한다. real time은 실제시간을 말한다. 그런데, 슬롯 생성기에서 주기적으로 슬롯이 생성되므로



(a) Rlink 슬롯



(b) Flink 슬롯

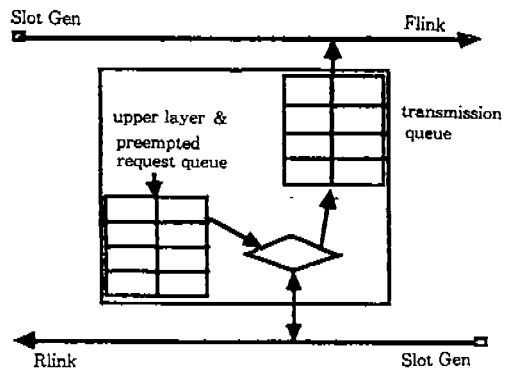
(그림 2) 슬롯의 구조

(Fig. 2) The structure of Slot

소스 스테이션에서 메시지를 전송하고자 할 경우, 다음과 같은 가정을 통하여 D_i 를 계산한다. 즉, 각 스테이션 사이는 일정하고, 각 스테이션은 목적 스테이션의 상대적인 위치를 알고 있다.

본 논문에서는 네트워크가 서로 대칭이므로 Rlink상에서는 예약을, Flink에서는 전송만을 고려해 기술한다. Rlink 슬롯은 요청하는 주소와 전송제한시간으로 구성된 요청 정보(request information)를 전달한다. Rlink 슬롯은 (그림 2(a))에서와 같다.

Flink 슬롯은 (그림 2(b))와 같이 요청 정보 외에 BUSY 비트와 데이터 비트가 추가된다. 실제로는 Rlink 슬롯과 Flink 슬롯은 같은 형태로 전달된다. 본 논문에서는 Rlink 위에서는 요청을 Flink 상에서는 전송만을 고려해 나타낸다. 위와 같은 배경에 의해 어떤 스테이션에 대한 Flink 슬롯의 할당의 개념을 소개한다. 즉, Rlink 슬롯이 헤드(head) 스테이션에 도착했을 때, 다음 Flink 슬롯의 요청이 만들어진 스테이션에 대해 할당되었다고 한다. 그러나, Rlink 상에서의 요청이 없다 할지라도 헤드(head) 스테이션에서는 계속 슬롯을 방류한다.



(그림 3) 각 스테이션 모델
(Fig. 3) Each station Model

네트워크에서 각 스테이션의 모델은 (그림 3)에서 보는 바와 같다. 각 스테이션은 2개의 큐 집합을 포함한다. Rlink 상에서의 요청에 대해, 하나의 스테이션에서는 우선순위에 기초한 스케

들링 기법에 의해 산출된 전송제한시간을 우선순위가 높은 메시지를 갖고 있다. 전송제한시간이 긴 급한 요청 즉, 우선순위가 높은 요청을 가진 스테이션이 그 보다 낮은 우선순위의 요청을 선점할 수 있고, 높은 우선순위의 요청을 대체한다. 선점된 요청은 선점된 요청 큐에 넣는다. 요청이 Rlink 상의 스테이션을 통과하게 되면 언제든지 전송제한시간 순서에 의해서 전송 큐에 들어가게 되고, 전송 큐의 상단에 있는 전송제한시간을 갖는 요청은 전송되기 위해 빈 슬롯을 기다린다.

2.2 시스템의 특성

긴급 메시지를 처리하기 위한 분산 스케줄링 문제를 위해 기본적인 시스템의 특성을 기술한다. 이중 링크 네트워크 시스템의 특성은 비상실성, 일치성, 규정된 우선순위 전도현상이다. 이러한 시스템들의 제한사항과 특성들을 정의한다.

첫째, 우선순위화된 예약시스템에서 하향 흐름(downstream)으로부터의 각 요청이 정확하게 상향 흐름(upstream)에 모아지는 시스템을 비상실성시스템(lossless system)이라고, 이를 만족하기 위해 각 스테이션은 Rlink상에서 관찰되는 요청들을 예러나 상실됨없이 모두 복사할 수 있도록 빨라야 하는 비상실성 큐라야 한다. 예를들어, (그림 1)에서 스테이션 S2로 부터의 요청이 S1에서 정확하게 모여질 수 없다면(하향 흐름(downstream)에서의 요청이 상향 흐름(upstream)에서 올바르게 모여질 수 없다면), 하향 흐름에 있는 S2는 전송제한 시간을 상실하게 되고, 메시지 전송이 불가능하게 된다.

둘째, 우선순위화된 예약시스템에서 다른 스테이션에 있는 요청의 큐가 각각의 다른 큐들과 일치(consistent)한다면 일치성 시스템(consistent system)이라 하고, 이를 만족하기 위해 전송을 원하는 스테이션은 전송 큐에 자체등록(self-entry)을 하기 전에 Rlink상에서 요청을 해야하는 자체등록규칙과 선점된 요청이 같은 우선순위일 경우 FIFO순으로 저장되는 Tie-breaking규칙을 지켜야 한다. 즉, 자체등록규칙과 Tie-breaking규칙을 어기는

경우는 불일치(inconsistent)의 결과를 초래할 수 있다.

예를들어, (그림 5)의 A스테이션에서의 요청이 자체등록규칙을 어기게되면 상향 흐름의 B스테이션과 C스테이션으로의 요청이 전달되기도 전에 A스테이션의 전송 큐에 삽입되어 전송을 기다리게 되므로, 다른 스테이션의 요청에 관계없이 동작되어 시스템의 일관성(consistent)를 유지할 수 없다.

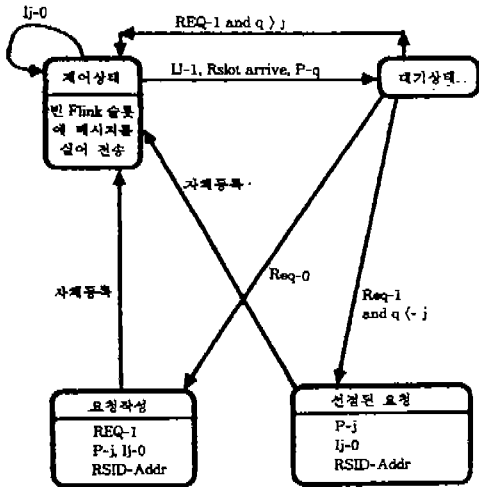
셋째, 낮은 우선순위에 의해 높은 우선순위가 기다릴 수 있다. 이를 우선순위 전도현상(priority inversion)이라 하고, 높은 우선순위가 낮은 우선순위를 선점(preempted)할 수 있는 것을 우선순위 전도현상(priority inversion)이 규정(bounded)되어 있다고 하고[3] 이를 만족하기 위해, 각 스테이션의 전송 큐(transmission queue)와 선점된 큐(preempted request queue)의 모든 요청은 우선순위 순서(priority order)이고, 같은 우선순위일 경우는 FIFO순이어야 한다. 또한, 각 스테이션이 Rlink상의 전송과 독립적으로 Rlink상에서 요청을 자율적으로 할 수 있어야 하며, 높은 우선순위 요청을 원하는 스테이션은 Rlink상에서의 낮은 우선순위 요청을 선점(preempted)할 수 있고, 대신에 높은 우선순위의 요청을 대체한다. 선점된(preempted) 요청은 우선순위 순서로 큐(preempted request queue)에 넣는다.

3. 예약기법을 이용한 이중 링크 네트워크

본 절에서는 예약기법을 개괄하고 DQDB와의 차이점 및 예약기법의 문제점에 대해 기술한다.

3.1 예약기법

제어상태 (그림 4)에서 각 스테이션은 Rlink상에서 전달된 요청들을 전송 큐의 적합한 위치로 복사한다. 그 위치는 Rlink 슬롯의 우선순위 필드(P)의 값에 의한다. Rlink 상에서 할당되지 않은 슬롯이 지나가게 되면 전송 큐의 맨 위에 등록된 메시지를 제거시켜 버린다. 자기 스테이



(그림 4) 예약기법을 이용한 각 스테이션에서의 상태 다이어그램
(Fig. 4) State diagram of each station using Reservation technique

선에 할당된 슬롯이 지나가게 되면 BUSY 비트를 1로 세트하고 메시지를 슬롯에 복사한 후 전송한다. 만약 어떤 스테이션이 우선순위 j ($lj = 1$)를 가지고 전송을 원한다면 대기상태로 간다. 이 대기상태는 관찰된 슬롯의 우선순위 필드(P)의 값과 REQ 필드의 값에 따라 세 가지로 고려될 수 있다.

- Rlink 상에서 관찰된 슬롯의 REQ = 1 이고 우선순위 필드의 값이 q ($P = q$)일때 $q > j$ (여기서, $q > j$ 이란, Rlink상을 통해 전달된 슬롯의 우선순위(q)가 스테이션에서 요청한 우선순위(j)보다 클 경우)이면, 스테이션은 제어상태로 간다.

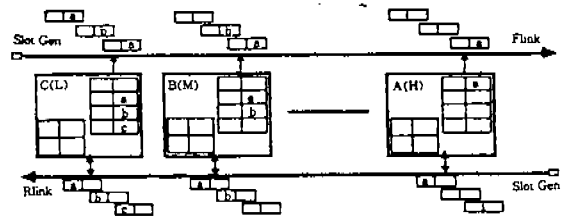
- REQ = 1 이고 $P = q$, $q \leq j$ 이면 선점된 요청상태로 간다. 이 선점된 요청상태에서 스테이션은 우선순위 필드에 q 값을 대신하고 전송을 원하는 스테이션의 주소(Addr)를 RSID 필드에 넣고, $lj = 0$ 으로 클리어한다. 선점된 요청은 우선순위 순서로 큐에 넣는다. 그리고, 스테이션은 전송 큐에 자체등록을 하고 제어상태로 간다.

- REQ = 0 이면, 스테이션은 요청작성 상태로 가서 REQ = 1로 세트하고 우선순위 필드와

RSID 필드에 내용을 넣고, $lj=0$ 으로 클리어한 후 전송 큐에 자체등록을 하고 제어상태로 간다.

3.2 예약기법과 DQDB와의 차이점

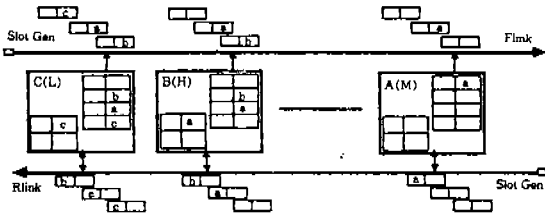
IEEE 802.6에서 제시된 프로토콜은 어느 한 스테이션에서 요청이 있을 경우, Rlink 상의 슬롯을 사용할 수 없다. 그러나, 실시간화된 이중 링크 네트워크에서의 스케줄링은 요청이 있다고 할지라도 우선순위를 비교해서 요청 슬롯을 전송할 수 있다는 장점이 있다. 이중 링크 네트워크에서 시스템의 동작은 각각 (그림 5) 및 (그림 6)과 같다. 예를 들어, 각 스테이션 A, B, C에서 요청한 전송제한시간이 A가 가장 긴급하고, B, C 순서라면 (그림 5)에서와 같이 표현을 위해 상,중,하로 표현한다. Rlink 상의 슬롯이 슬롯생성기에 의해 생성되어 각 스테이션을 지날 때, 각 스테이션의 요청 큐의 요청과 비교 후 빠른 전송제한 시간을 갖는 요청이 전송 큐에 들어간다. (그림 5)의 경우는 DQDB와 같은 동작을 보인다. 그러나, (그림 6)과 같이 각 스테이션에서 요청된 우선순위가 하향 흐름으로부터 상,중,하 순서가 아니라 중,상,하 순서라면 DQDB는 상향 흐름의 우선순위가 높음에도 불구하고 요청할 기회를 놓치게 되고, 전송제한시간에 전송할 기회를 잃어버릴 수 있다. CASE 1과 2는 각각 (그림 5)와 (그림 6)에 대한 설명이다.



(그림 5) IEEE 802.6에 기초한 동작 그림
(Fig. 5) Moving picture based on IEEE 802.6

case 1: (그림 5)에서와 같이 A 스테이션에서 요청한 슬롯이 B 스테이션에 도착하면, 스테이션의 요청과 비교되어 요청 큐에 들어간다. C 스테

이션에 도착할 경우도 마찬가지로 동작한다. 이러한 경우는 요청된 슬롯이 있으면 그 슬롯을 사용할 수 없는 IEEE802.6의 표준인 DQDB의 경우와 마찬가지로 동작된다.



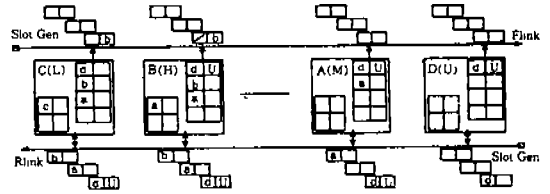
(그림 6) 예약기법에 의한 요청과 전송의 동작 그림
(Fig. 6) request and transmission under reservation technique

case 2 : (그림 6)에서와 같이 스테이션의 요청의 우선순위가 클 경우 Rlink 슬롯을 선점한 후 요청 큐에 넣고, Rlink 슬롯에 스테이션의 요청을 실어 보내게 되면 다음 스테이션도 같은 방식에 의해 동작된다. 하나의 Rlink 슬롯이 Flink의 헤드 스테이션에 도착됨과 동시에 Flink 상에서의 슬롯을 할당된 후 방류한다. Flink 슬롯 생성기에 의해 생성되어 할당된 슬롯은 네트워크의 상호호름에서 하향-흐름으로 전송되고, 각 스테이션은 자기에게 할당된 슬롯이 도착되면 데이터를 실어 전송한다.

3.3 예약기법의 문제점

D 스테이션에서 슬롯이 지나간 후에 가장 긴 급한 전송제한시간을 갖는 요청을 하는 경우의 메시지 전송은 다음과 같다(그림 7). D 스테이션에 요청한 슬롯은 Flink 위에서의 할당된 슬롯이 D 스테이션에 도착할 때까지 기다려야 한다. 즉, 요청을 만든 스테이션에서 헤드 스테이션까지의 거리를 D_i 라고 한다면 요청을 만든 스테이션은 할당된 슬롯이 도착하기까지의 지연시간인 $2D_i$ 를 기다린 후에야 전송 가능하다. 또한, B 스테이션의 전송 큐 상단에 긴급한 메시지 전송의 요청이 삽입되어 있을 경우, B 스테이션에 할당된 슬롯이 도착한다 하더라도 그냥 통과시켜 버려야

하는 오류를 낳는다. 이러한 문제점을 해결하기 위해 개선된 전송제한시간에 기초한 메시지 스케줄링 기법을 제4절에 제시한다.



(그림 7) 긴급 메시지가 발생했을 경우의 슬롯 상태도
(Fig. 7) Slot state diagram when urgent message happened

4. 전송제한시간에 기초한 메시지 스케줄링 기법

기존의 스케줄링 방식에 의하면 Rlink 상에서는 예약된 요청에 대해 슬롯을 할당한다. Flink 상에서는 할당된 슬롯이 도착할 시 패킷의 전송을 담당한다. Rlink 상에서 할당된 슬롯은 빈 슬롯이기 때문에, 스테이션에서의 요청이 전송 큐의 상단에 있으면 데이터를 실어 전송해 버리므로 오류가 발생한다. 이러한 오류를 해결하기 위해 본 연구에서 제시하는 프로토콜은 할당의 개념을 사용하지 않고, 빈 슬롯이 도착하면 전송 큐의 상단 요청이 스테이션에서 요청한 것이면 데이터를 전송한다. 그러나, 그 스테이션에서 요청한 것이 아니면 전송 큐에서 제거시켜 버린다. 뿐만 아니라, 데이터가 실려 있으면 그냥 보내버린 기존의 스케줄링 방식을 데이터 전송 도중에도 선점할 수 있는 기법을 사용한다.

4.1 메시지 스케줄링 기법

(그림 8)에서의 알고리즘에서와 같이 개선된 전송제한시간에 기초한 스케줄링 기법은 Rlink 상에서 전송 요청을 한 요청은 선점된 큐의 요청과 비교된 후 전송 큐에 삽입되고, 삽입된 요청은 이미 삽입된 요청과 우선순위가 비교되어 우선순위에 따라 전송되기 위해 대기한다. 슬롯이 하나 지나갈 때 마다 전송 큐에 있는 요청 정보

IF station D intend to transmit a message
 $DDM = 2Di + Ti + Dprop(i, t) + REAL TIME$
 CALL READY

(terminology)

- PQ : 선점된 요청 큐(preempted request queue)
- TQ : 전송 큐(transmission queue)
- RD : Rlink 슬롯을 통해 전달된 요청의 데드라인
- SD : 스테이션에서의 요청의 데드라인
- SID : 요청을 한 스테이션의 Identifier

READY(SD) STATE

IF REQ = 1 AND SD ≥ RD THEN

PQ = RD

TQ = SD

ELSE

PQ = SD

TQ = RD

CALL MONITOR STATE

MONITOR STATE

IF BUSY = 0 THEN

BEGIN

IF (TQ(SID) = STATION-ID) THEN

TRANSMIT DATA

ELSE

DEQUEUE FROM TQ

END

ELSE

BEGIN

IF(TQ(SID) = STATION-ID) THEN

BEGIN

IF(FLINK-SLOT-D < TQ(SID-D)) THEN

TMP = []

[TQ(D), [FLINK-SLOT-D,

TQ(DATA), = FLINK-SLOT-DATA

TQ(SID)] STATION-ID]

[] = TMP

TRANSMIT STATION DATA

ELSE

TRANSMIT FLINK-SLOT DATA

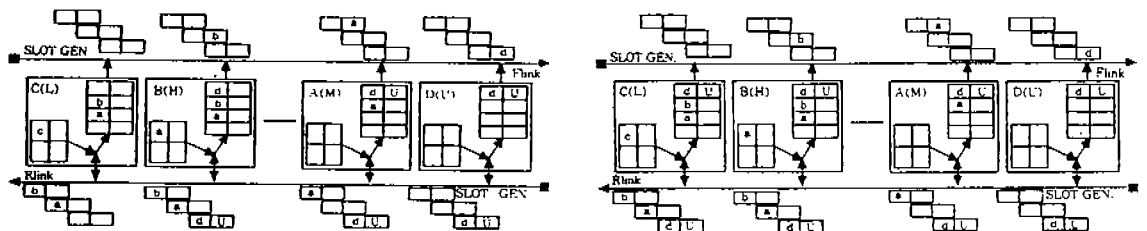
END

ELSE

DEQUEUE FROM TQ

END.

(그림 8) Flink 상에서의 선점 및 전송 알고리즘
 (Fig. 8) Preemption and transmission algorithm on Flink



(a) 어떤 중간 스테이션에 도착했을 경우의 상황
 (a) situation of case when arrived at a mid-station

(b) 헤드스테이션에 도착했을 경우의 상황
 (b) situation of case when arrived at head-station

(그림 9) 개선된 기법을 이용한 메시지의 전송과정
 (Fig. 9) transmission of message under enhanced
 technique

의 RSID 필드와 슬롯이 도착한 스테이션의 주소와 같은 지를 비교한다.

비교된 결과가 같으면 빈 슬롯에 패킷을 복사해 전송하고, 같지 않으면 전송 큐의 상단에 있는 요청을 제거시켜 버린다. 만약, 슬롯이 사용되고 있을 경우에도 전송 큐의 요청 정보의 우선순위 필드와 Flink 위에서 전송을 위해 사용된 슬롯의 요청 정보에 존재하는 우선순위 필드를 비교하게 된다. 비교된 결과가 같을 경우는 예약기법의 Tie-breaking 규칙에 사용된 FIFO(First-in-first-out) 규칙에 따라 전송 큐의 요청을 먼저 보내고, 선점된 요청은 전송 큐의 상단에 두게되며, 다음 Flink 슬롯이 도착할 때 우선적으로 처리한다. 만약, 우선순위가 서로 같지 않을 경우, 전송 큐와 Flink 슬롯의 우선순위 필드를 비교해 Flink 슬롯의 우선순위가 높을 경우에는 그대로 슬롯을 통과하게 된다. 그러나, Flink 슬롯의 우선순위가 전송 큐의 우선순위 보다 낮을 경우에는 전송 큐의 상단에 있는 요청관련 정보와 교환한 후에 전송 및 삽입을 한다. 교환되는 요청관련 정보는 요청의 주소와 우선순위이다. (그림 9)에서는 새로운 기법의 전송 요구가 전송 큐에 등록된 후, 빈 슬롯이 도착하게 되면 메시지를 전송하므로, Rlink 상에서 긴급한 요청을 가진 슬롯이 도착하는 위치에 따라 구분될 수 있다. (그림 9(a))에서는 네트워크의 어떤 중간적인 위치(B 스테이션)에서 긴급한 요청의 슬롯이 전송 큐에 들어감과 동시에 Flink 상에 빈 슬롯이 도착했을 경우의 슬롯의 상태이다. 이 경우 (그림 8)에 기술한 개선된 기법의 알고리즘에 의해 긴급 요청이 B 스테이션에서의 요청이 아니므로 전송 큐에서 제거시켜버린다. 또한, A 스테이션에서도 마찬가지로 기법이 적용된다. 그러므로, 긴급 요청을 한 D 스테이션에서는 Flink 상에서 가장 먼저 생성된 슬롯을 이용하여 메시지를 전송한다. (그림 9(b))에서는 긴급 요청이 헤드 스테이션에 도착했을 경우의 상황이고, 제시된 알고리즘에 의해 긴급 요청을 한 D 스테이션의 요구가 만족된다. 즉, 제시된 알고리즘에 의하여 문제점을 해결할 수 있다.

5. 시뮬레이션 환경 및 결과

본 논문의 이중링크 상에서의 예약기법과 예약 기법에서의 문제점 해결을 위해 제시된 전송제한 시간에 기초한 메시지 스케줄링 기법의 성능을 비교 분석하기 위해 워크스테이션(SDT-250) 및 IBM-PC 상에서 SLAM II 언어를 사용해 시뮬레이션했다.

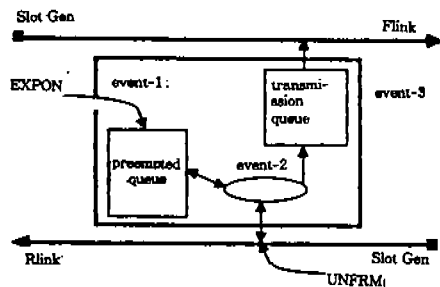
성능평가를 위한 성능척도는 실시간 처리에서 적합한 척도로서는 서론에서 언급한 바와 같이 잃어버린 메시지의 총수를 전송 시도된 메시지의 총수로 나눈 메시지 상실률을 사용했다. 메시지 상실률은 다음과 같다.

$$\text{메시지 상실률} = \frac{\text{잃어버린 메시지의 총 수}}{\text{전송 시도된 메시지의 총 수}}$$

본 논문에서는 시스템 부하로서 노드의 갯수와 메시지 도착비율을 변화시켜 가면서 그 변화에 따른 메시지 상실률의 변화를 구하였다. 노드의 갯수는 2, 4, 8, 16 일 경우에 대해서 구하고, 각 노드에 도착하는 메시지의 도착 시간 간격은 지수분포(exponential distribution)를 따른다고 가정하였고, 일정시간 T동안 도착하는 메시지의 총 갯수는 포아송 분포를 따른다. 시스템의 부하가 0.1, 1.0일 경우 메시지 상실률로서 성능을 분석했다.

5.1 시뮬레이션 모델링

시뮬레이션을 위해 (그림 10)에서 보는 바와 같이 SLAM II를 사용한 이산사건 모델링 개념



(그림 10) 시뮬레이션을 위한 모델링 (Fig. 10) Modellig for simulation

을 이용했다. 사건 1은 스테이션 자체에서 메시지 전송 요청이 있을 경우의 처리이며, 지수분포(exponential distribution, EXPON)로 발생된다고 가정했다. 사건 2는 Rlink 상에 도착된 슬롯이 비교되어 처리되는 작업을 한다. Rlink 상에 도착하는 슬롯은 균일분포(uniform distribution, UNFRM)로 도착한다고 가정 하였다. 사건 3은 전송 알고리즘에 의해 전송되는 작업을 하게 되고, 이 과정에서 잃어버린 메시지의 통계량을 수집하게 된다.

5.2 시뮬레이션 결과

성능분석을 위해 시뮬레이션을 한 결과 예약기법과 개선된 전송제한시간에 기초한 기법은 노드의 갯수가 증가함에 따라 메시지 상실률이 높아짐을 볼 수 있다. 그러나, 기존의 기법은 노드의 수가 증가함에 따라 8%에서 28% 정도 메시지를 상실함에 비해 개선된 기법은 12% 이내의 메시지 상실률을 보인다. 본 논문에서는 시뮬레이

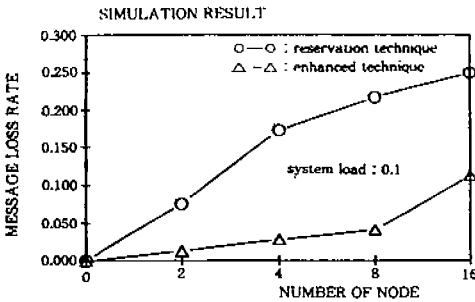
션 횟수를 100000번으로 했을 경우이며, 시뮬레이션 결과 전체적인 성능이 (그림 11, 12)에서와 같이 개선된 기법은 기존의 기법보다 성능면에서 보다 향상되었음을 보인다.

6. 결 론

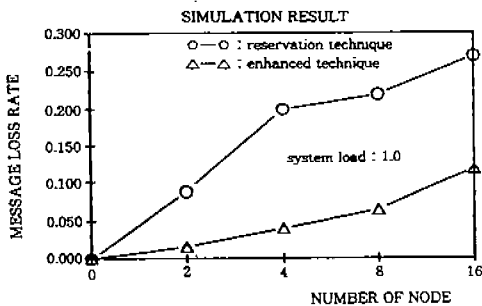
컴퓨터 네트워크들은 여러가지 다양한 서비스의 지원이 요구된다. 컴퓨터 네트워크를 통해서 전송되는 음성, 화상 기타 긴급 전송과 관련된 메시지들은 명확한 전송제한시간을 갖는 실시간 통신기법이 요구된다.

본 논문에서는 예약기법을 이용한 이중 링크 네트워크에서 사용하는 실시간 통신 기법을 이용하여, 실시간 메시지 전송시에 전송제한시간을 기초로 하여 메시지 전송순위를 결정하는 스케줄링 기법을 제시하고, 제시된 기법의 성능을 비교 분석하기 위해 SLAM II 언어를 사용한 시뮬레이션을 통해 시스템 부하의 변화에 따른 메시지 상실률을 비교 분석했다.

기존의 스케줄링 방식은 우선순위가 높은 메시지가 우선순위가 낮은 메시지에 의해 기다릴 수 있는 우선순위 전도현상이 발생했다. 이러한 경우에 본 논문의 스케줄링 기법을 사용하여 우선순위 전도현상을 해결한 메시지 스케줄링이 가능했다. 또한, 성능을 분석한 결과 개선된 스케줄링 기법은 기존의 기법에 비해 10% 정도의 메시지 상실률을 줄일 수 있었다.



(그림 11) 시스템의 부하가 0.1 일때 메시지 상실률 (Fig. 11) message loss rate when system load is 0.1



(그림 12) 시스템의 부하가 1.0 일때 메시지 상실률 (Fig. 12) message loss rate when system load is 1.0

참 고 문 헌

[1] Lui Sha and John B.Goodenough, "Real-Time scheduling Theory and Ada", Proc. IEEE Real-Time System Symposium, pp. 53-62, 1990
 [2] Licholas Malcolm and Wei Zaho, "Version Selection Schemes for Hard Real-Time Communications," Proc.IEEE Real-Time Systems Symposium, pp. 12-21, 1991.
 [3] H. Tokuda, et.al., "Priority Inversions in

Real-Time Communication," Proc.IEEE Real-Time Systems Symposium, pp. 348-359, 1989.

[4] Lui Sha and Shirish S. Sathaye, Jay K. Strosnider "Scheduling Real-Time Communication on Dual-Link Networks," Proc. IEEE Real-Time Symposium, pp. 188-197, 1992.

[5] B. Sprunt, "Aperiodic Task Scheduling for Real-Time Systems." Phd thesis, Carnegie Mellon University, Pittsburgh, PA 15213, August 1990.

[6] Clifford W.Mercer and Hideyuki Tokuda, "Preemptibility in Real-Time Operating Systems", Proc.IEEE Real-Time Symposium, pp. 78-87, 1992.

[7] K.Ramamrithan, "Channel characteristics in Local Area Hard Real-Time Systems, Computer Networks and ISDN Systems, Proc.IEEE Real-Time Symposium, pp. 3-13, 1987.

[8] W.Zaho and K.Ramamrithan, "Virtual Time CSMA Protocols for Hard Real-Time Communication", IEEE Transactions on Software Engineering, pp. 938-952, 1987.



이 정 배

1981년 경북대학교 공과대학 전자공학과 전자계산전공 졸업(학사)

1983년 경북대학교 대학원 전자공학과 전자계산전공 졸업(석사)

1988년~현재 한양대학교 전자공학과 박사과정

1982년~1991년 2월 한국전자통신연구소 컴퓨터연구단 선임연구원

1991년~현재 부산외국어대학교 컴퓨터공학과 조교수

관심분야: 실시간 시스템, 컴퓨터 네트워크



장 덕 성

1979년 경북대학교 전자계산기공학과 졸업

1981년 서울대학교 계산통계학과 석사

1988년 서울대학교 컴퓨터공학과 박사

1982년~1985년 동아대학교 조교수

1992년 Colorado 주립대학 객원 연구교수

1994년~현재 계명대학교 부교수

연구분야: 함수언어, 자연어, 인터페이스, 정보검색



이 명 진

1992년 부산공업대학교 전자계산학과 졸업(학사)

1994년 부산외국어대학교 컴퓨터공학과 졸업(석사)

관심분야: 컴퓨터 네트워크, 멀티미디어