

# 가변전송율 MPEG비디오에서 셀 손실이 화질에 미치는 영향과 그 보상기법에 관한 연구\*

김 장 형\*\* · 최 연 성\*\*\* · 고 회 준\*\*\*\* · 김 대 영\*\*\*\*

## A Study of Cell Loss Effect and its Compensation in VBR MPEG Video\*

Jang-Hyung Kim\*\*, Yeon-Sung Choi\*\*\*, Hee-Jun Ko\*\*\*\* and Dae-Young Kim\*\*\*\*

### ABSTRACT

The output from the video codec, such as MPEG or H.261, consist of macroblocks into ATM cells, when depend on whether or not part of an uncompleted macroblock may be carried over to the next cell. These are the loose and close packing. In this paper, two methods are compare and their efficiency is analysis and we analysed priority control mechanism to achieve the cell loss rate the cell loss rate requirement and the delay requirement of each service class in ATM switch with output buffer. The service classes of our concern are the high time priority class and the high loss priority class

**Key words** : MPEG, Macroblock, Close packing, Priority control, ATM, Priority class

### 1. 서 론

B-ISDN(Broadband Integrated Service Digital Network)은 ISDN의 현대적 서비스에 고속 데이터 전송, 영상 전화, 영상 회의, 비디오 전송

\* 이 논문은 1994년도 통신학술단체 육성지원금으로 이루어졌습니다.

\*\* 제주대학교 정보공학과  
Dept. of Information Eng., Cheju Nat'l Univ.

\*\*\* 군산대학교 정보통신공학과  
Dept. of Telecommunication Eng., Kusan Nat'l Univ.

\*\*\*\* 제주전문대 전자계산과  
Dept. of Computer Science, Cheju Junior college

등 서로 다른 품질 요구 사항을 지닌 다양한 트래픽을 수용하는 광대역 서비스를 제공한다. 이런 다양한 서비스들은 비트율, 도착 형태 등에 있어서 제각기 다른 트래픽 특성을 가지고 있다. 따라서 이러한 서로 다른 트래픽 특성을 가진 서비스를 통합하는 것은 쉬운 문제가 아니다. 통신망의 높은 사용율을 유지하면서 다양한 서비스 품질 요구 사항을 만족시키기 위한 효과적인 방식이 ATM(Asynchronous Transefer Mode)이다.<sup>(1,7)</sup>

ATM망은 다양한 서비스에 대한 성능 요구 사항을 만족시켜야 한다. 예를 들어, 음성이나,

교신성 비디오(Interactive Video)는 엄격한 지연 요구 사항을 갖는 반면, 대부분의 데이터 응용에서는 어느정도 지연을 허용할 수 있다. 심지어 지연에 민감한 트래픽(음성이나 비디오 등)내에서도 지연에 대한 요구 사항들은 다르게 나타날 수 있다. 어떤 트래픽은 손실에 민감하여 예러없이 전송되어야 하는데 반해 음성과 같은 것은 약간의 정보 손실이 품질 저하에 큰 영향을 주지 않는다. 이상적으로는 일정한 제어기법이 모든 매체에 대해 적용되어야 하겠지만 이것은 극히 어렵다.<sup>(10,11,12)</sup>

이러한 다양한 서비스 요구사항을 만족하기 위하여 본 논문에서는 ATM망에서 셀 패킹이 셀 손실에 미치는 영향, 패리티 검사를 이용한 셀 폐기의 보상과 효과적인 셀 폐기법에 대해서 그 동안의 연구를 중심으로 비교 분석하고, 효과적인 기법을 제시하고자 한다.

본 논문은 본문에서 전송망에서 전송하는 데이터 구조 및 셀 폐기, 셀 조립기법, 전송단위인 매크로블럭의 크기분포, 셀 패킹, 셀 조립과 손실의 관계를 설명하고, 마지막으로 셀 폐기를 위한 우선제어 기법을 분석하여 이에 대한 결론을 내리고자 한다.

## II. 셀 폐기와 손실

### 2.1 패킷화의 영향

비디오에서는 셀지연지터(cell delay jitter)와 셀손실(cell loss)이 화질에 큰 영향을 미친다. 디코더는 시간단위(time instance; 셀 도착간격)로부터 안정된 클럭을 유도해야 되는데, 지터요소는 계속 누적되므로 셀지연 지터는 디코더 동기화를 복잡하게 한다. 지터요소는 실제로 250 $\mu$ s이다. 고정 비트율(FBR:fixed bit rate) 비디오 코딩에 대한 동기법은 활용할만한 것이 있으나, 그렇지만 가변 비트율(VBR:variable bit rate) 코딩에서, 인코더측의 셀에 시간기준(time reference; time stamps)이 있어야 하고, 디코더측에서는 이 타임 스탬프의 도착 순간에 PLL을 잠귀야 한다.<sup>(2,9)</sup>

디코더측에서는 셀지연 지터를 흡수하기 위한彈性 버퍼(elastic buffer)가 더 필요하다. 포착 순간의 정확성을 떨어뜨릴 수 있는 어떠한 동작도 있기 전에 시간기준은 탄성 버퍼의 전단에서 추출되어야 한다. 모든 셀마다 타임스탬프를 찍을 필요는 없으며, 일정한 간격으로 찍을 필요도 없다. 그러나 타임 스탬프는 용이하게 모순 없이 검출될 수 있어야 하며, 이어지는 타임 스탬프 사이의 간격은 PLL루프의 시간 상수에 비하여 작아야 한다. 어떤 경우에는 클럭의 불안정이 영상의 뭉롱함(blurring)과 떨림(waving)을 초래하므로 PLL루프의 차단 주파수(cutoff frequency)는 충분히 낮아야 한다. 화소당 10% 정도의 클럭 위상 안정도(clock phase stability)가 기대되어야 한다. 입력버퍼의 크기는 140Mbits/s 코드화 비디오서비스(예:HDTV)에 대한 35Kbits정도에서 2Mbits/s 코드화 비디오서비스(예:비디오전화)에 대한 500bits까지의 범위를 갖는다.<sup>(10)</sup>

비디오서비스는 높은 비트율 때문에 셀손실이 매우 빈번하다. 셀손실율이  $10^{-8}$ 이고 셀 길이가 32바이트라면, 140Mbits/s에서 인코드된 HDTV 비디오서비스는 3분마다 셀손실 발생하며, 64Kbits/s의 전화술에서는 평균 4일 이상 걸린다.

셀손실은 높은 비트율 서비스의 경우 서비스의 종류와 쓰이는 코딩 방법에 따라서 매우 큰 영향을 준다. 현재 사용되고 있는 동기식망에서 코드화된 비디오서비스에 대해 ATM망이 투명하려면(transparent)  $10^{-11}$ 의 셀손실율이 요구된다. 이 수치는 망의 큐의 길이와 디코더에서의 반지터 버퍼(dejittering buffer)에 따라 달라진다. 그러므로 단말기 자체에서의 대책이 꼭 필요하다.

아래는 셀 폐기로 인한 품질 열화를 줄이기 위한 몇가지 대안들이다.

- ① 셀 스트림의 체중을 피하기 위한 호설정(call set-up) 단계에서의 적절한 용량 배당
- ② 터미널 단계에서 폐기된 셀을 보상하기 위한 FEC 적용

③ 과도한 열화를 피하기 위한 계층적 코딩 알고리즘의 이용

FEC는 랜덤 에러와 더불어 긴 버스트 에러를 교정할 수 있다. 과거의 응용(메모리, 위성통신, CD)에서는 버스트 에러가 전송채널의 잡음과 왜곡이나 저장매체의 결함 때문에 발생되었다. 그러므로 버스트 에러가 생기는 주기는 프레임 주기(또는 셀 주기)와 동기된다고 생각치 않았다. 그러나 셀 단위로 발생하는 ATM망에서의 셀 폐기로 인한 에러는 셀 주기와 동기된다. 더우기 손실된 비트 길이는 길다. 따라서 ATM용의 FEC가 개발되어야 한다.

2.2 셀 조립법(packaging)과 손실과의 관계

2.2.1 전송 데이터구조

ATM은 고정길이 패킷을 전송단위로 사용하는데, 셀은 5 바이트의 헤더부분과 48 바이트의 페이로드로 구성되어 있다. 이 페이로드에 고압축의 비디오정보가 실려야 한다. 비디오신호를 어떻게 셀에 포함시키느냐는 압축기법과 깊은 관련이 있다.<sup>(1,2)</sup>

제안되는 방식의 비디오 코딩은 다음과 같은 전제를 둔다.

코딩은 매크로블럭(또는 영상블럭)이라고 부르는 한 프레임내의 각 영상 영역당 독립적으로 수행한다. 어떤 프레임의 타 블럭에 영향을 미치지 않고 그 블럭은 매크로블럭이 손실되어도 디코딩할 수 있다. 또한 매크로 블럭은 어떤 구조적 방법으로 하나 또는 몇개의 패킷들로 조합되며, 패킷손실의 영향은 하나 또는 몇개의 패킷으로 제한된다. 즉, 수신된 비트스트림은 한 패킷이 손실되어도 디코드될 수 있다.

이 절에서는 위에서 언급한 전제를 만족하는 송신측의 데이터구조는 어떤 양식일지를 제시한다. 두 가지 경우, 즉, 매크로블럭의 비트길이  $m_i$ 가 셀길이  $c_i$ 보다 짧을 경우와 길 경우로 나누어 고려할 수 있다. 그리고  $m_i$ 는 가변이나  $c_i$ 는 고정이므로 정확히 부합되기 어려우며, 팩킹후에 대개 셀의 마지막에 자투리가 남는다.

이 자투리를 채우려면 하나의 매크로블럭은 반드시 2셀 이상으로 나뉜다. 이 절에서는 우선 비디오셀의 송수신과정만을 논의하기 위하여 자투리를 채우지 않는 경우를 가정한다.

전송 데이터구조가 Fig. 1에 있다. 매크로블럭의 길이가 한 셀의 길이보다 짧을 때, Fig. 1(a)에서 처럼 한 셀은 다수의 블럭을 포함할 수 있다. 그러나 하나의 매크로블럭이 2셀 이상으로 나뉘는 경우는 없도록 해야 한다. 셀의 첫번째 블럭은 셀손실로 인한 영향을 국지화하기 위하여 절대주소(AA)를 지니며, 그 셀의 다른 블럭들은 효율적인 주소부여를 위하여 상대주소(RA)를 갖는다.

한 셀의 유효정보는 '마지막 정보(end-of-information : EOI) 코드'로 그 끝을 나타낸다. 이 코드는 블럭의 비트길이가 얼마 남지 않았을 때, 셀 조합에 따른 지연(packaging delay)을 감소하기 위하여 사용된다.

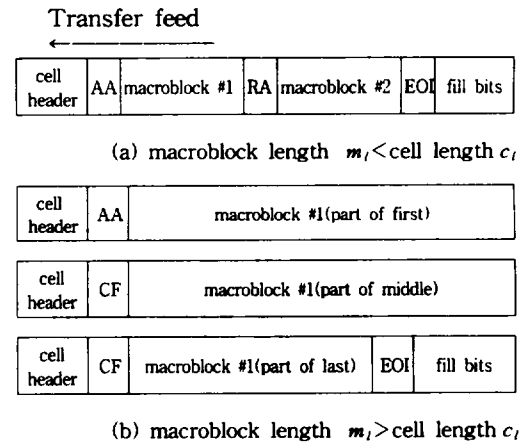


Fig. 1 Packing of video data

매크로블럭의 길이가 셀의 길이보다 길 때, 매크로블럭은 Fig. 1(b)에서 보듯이 다수의 셀로 나뉜다. AA는 첫 셀내의 블럭 헤더에 부착되며, 동시에 연결 플래그(continuation flag)가 타 셀내의 그 영역에 부착된다.

이런 데이터구조에서는 셀조합 효율(packaging

efficiency)과 에러 복구간의 트레이드오프가 고려되지 않으면 안된다. 즉, 에러 복구를 고려한다면 가급적 한 셀은 적은 수의 매크로블록을 포함해야 한다. 매크로블록의 크기 또한 이 점을 고려하여 결정되어야 한다.

### 2.3 셀 조립기법

H.261과 MPEG 비디오코덱은 매크로블록 단위로 코딩되며, 그 크기는 16×16화소로 구성되어 있다. 효과적인 비디오 압축을 위해서는 주요한 비디오 정보가 담겨있는 매크로블록만을 코드화하여 이것들에 상대적으로 주소를 부여한다. 이럴 때 어떻게 매크로블록을 셀로 조립할지가 과제이다.

셀의 48바이트의 페이로드에서 매크로블록의 2가지 조립법을 Fig. 2에서 보여주고 있다. Fig. 2(a)는 밀착패킹(close packing)으로 코더로부터 입수되는 정보를 셀이 가득 찰 때 까지 계속해서 패킷화하며, 한 셀의 마지막 매크로블록이 이어지는 셀에 나뉠 수 있다. Fig. 2(b)는 여유패킹(loose packing)으로 각각의 셀은 정수개의 매크로블록을 담고 있다.<sup>(1,4,5)</sup>

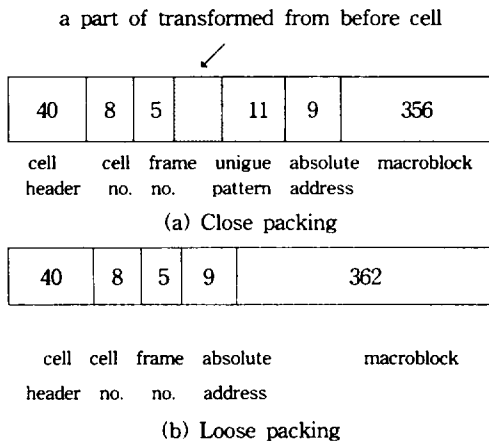


Fig. 2 Packing of payload part of ATM cell

두 방식에서 셀내의 첫번째 완전한(이전으로부터 이월되지 않은) 매크로블록에는 절대주소를 부여하며, 그리고 다음에 계속되는 매크로블록은 통상 상대주소를 부여한다. 첫번째 매크로블록에서 절대번지의 사용은 셀이 안전하게 도착한 뒤에 패킷손실의 확대를 방지한다.

절대번지와 별도로 셀번호와 영상프레임번호도 필요하다. 오버헤드 정보가 남아있는 페이로드 용량에 영향을 미치므로, 두 기법을 비교하기 위해서는 어떤 오버헤드가 더 소요되는지가 분명해야 하나, 아직까지 VBR(variable bit rate : 가변비트율)에서의 오버헤드에 대한 구체적인 표준이 제시된 바 없다. AAL(ATM adaptation layer) 유형 1의 CBR(constant bit rate : 고정비트율)은 48바이트의 페이로드 중에 셀 순번을 위해 1바이트(순번비트와 보호비트)를 할당한다. 여기서도 순번에 8비트를 할애한다. 그리고 프레임번호에 보호용 오버헤드를 포함하는 5비트를 가정하였다. H.261 코덱에서는 352×288화소의 프레임안에 396매크로블록의 절대번지화를 위해서 9비트가 요구된다.

또, 밀착패킹은 Fig. 2에 표시된 바와 같이 VLC(variable length coding)환경하에서 절대번지의 위치를 찾아내기 위한 유일패턴(unique pattern)이 추가된다. 여유패킹을 위한 총 오버헤드는 2.75바이트이며 밀착패킹은 11비트의 유일패턴이 있으므로 총 오버헤드가 4.125바이트이다. 매크로블록의 페이로드부분이 여유패킹시는 45.25 바이트가, 그리고 여유패킹을 위해서는 43.875바이트가 사용된다.

또, 밀착패킹은 Fig. 2에 표시된 바와 같이 VLC(variable length coding)환경하에서 절대번지의 위치를 찾아내기 위한 유일패턴(unique pattern)이 추가된다.

여유패킹을 위한 총 오버헤드는 2.75바이트이며 밀착패킹은 11비트의 유일패턴이 있으므로 총 오버헤드가 4.125바이트이다. 매크로블록의 페이로드부분이 여유패킹시는 45.25 바이트가, 그리고 여유패킹을 위해서는 43.875바이트가 사용된다.

### 2.4 매크로블록의 크기분포

포아송분포는 짧은 시간구간에 두번 이상 성공할 확율이 작으며, 일정시간에서 발생하는 성공의 횟수는 다른 임의의 구간에 일어나는 성공의 횟수와는 독립이다. Ghanbari 등이 TV방송으로 부터 얻어진 서로 다른 각 5개의 비디오열로 실험을 한 결과,

매크로블록의 크기분포는 아래의 움셋 포아송분포로 근사화될 수 있음이 밝혀졌다.

$$p(b) = \frac{\lambda^{(b-1)}}{(b-1)!} e^{-\lambda} \quad (1)$$

이 분포의 평균은  $\lambda' = \lambda + 1$ 이다.

이 분포가 사용되고 있는 이유는 측정치와 매우 근접하며, 분석이 단순하기 때문이다. 비디오 열의 가변특성 때문에 더 이상의 정확한 표현은 얻기 힘들다.

움직임정도에 따라 매크로블럭의 평균크기는 6.9-16.1 바이트까지 변한다. 전체적인 평균 매크로블럭의 크기는 11.1바이트이지만, 전형적인 비디오열이 무엇으로 구성되는지, 그리고 어떤 크기의 양자화 단계가 사용되어야 하는지에 대해 아직 납득할 만한 견해가 없으므로 이 값에 너무 집착할 필요는 없다.

1셀 이상이 요구되는 소수의 매크로블럭은 비교(이 연구)에서 무시한다. 실제 그것들은 밀착패킹으로 취급되며 이어지는 셀은 유일패턴을 사용한다.

## 2.5 셀 패킹

여유패킹일 경우, 한 셀당 매크로블럭 갯수는  $m$ , 그것이 차지하고 있는 바이트수가  $b$ 라고 하자. 결합확률분포는 다음과 같다.<sup>(2)</sup>

$$p(m, b) = \begin{cases} \frac{m\lambda^{(b-m)}}{(b-m)!} \exp(-m\lambda) & b \geq m \\ 0 & \text{기타} \end{cases} \quad (2)$$

여유패킹에서 한 셀당 조립될 수 있는 최대 바이트수를  $b$ 라하면

$$p(b) = \sum_{m=1}^{C_i} p(m, b) [1 - \sum_{k=1}^{C_i} p(1, k)] \quad (3)$$

이다.

이러한 상태에서는 셀이 가득찰 경우는  $\frac{b}{C_i}$  이므로 총 셀에 매크로블럭이 가득찰 확률을

$$F_m = \frac{1}{C_i} \sum b p(b) \quad (4)$$

로 나타낼 수 있다.

여유패킹과 밀착패킹시의 시스템 용량 관계는

$$R_c = \frac{C_i F_m}{C_c} \quad (5)$$

이다.

## 2.6 조립방식과 셀 손실의 관계

셀폐기의 주요인은 두가지인데, 첫째는 헤더에서의 랜덤 비트 에러이며, 둘째는 다중화기나 상호연결 노드에서의 버퍼 오버플로우 때문이다. 헤더는 HEC가 비트에러를 방지하나 버퍼 오버플로우에 대해서는 보호(Protection)가 없다. 더우기 랜덤 비트에러로 인한 셀손실 또한 랜덤하므로 그로 인한 품질 열화는 소폭인 반면, 버퍼 오버플로우로 인한 셀손실은 연속적이어서 품질 열화가 상당하다.

화질에 큰 영향을 미치는 셀 손실은 최대한으로 복원되어야 한다. 비디오서비스는 높은 비트율 때문에 셀손실이 매우 빈번하다. 셀손실율이  $10^{-8}$ 이고 셀 길이가 32바이트라면, 140Mbits/s에서 인코드된 HDTV 비디오서비스는 3분마다 셀손실이 발생하며, 64Kbits/s의 전화술에서는 평균 4일 이상 걸린다.

밀착패킹했을 경우 셀 손실은 셀 안에 담겨져 있는 완전한 매크로블럭뿐만 아니라, 다음으로 이전된 매크로블럭의 일부에도 영향을 준다. 설사 매크로블럭의 일부만이 손실되었다 치더라도 디코더에서는 하나의 매크로블럭이 완전히 손실된 것과 그 효과가 동일하다. 그러므로 두 방식을 비교하기 위해서는 매크로블럭의 손실을 고려하지 않으면 안된다.

또, 셀의 시작부분과 매크로블럭의 시작부분이 일치되거나 셀의 끝부분과 매크로블럭의 마지막 끝부분이 일치되는 경우가 발생하지만, 확률적으로 무시할 수 있다.

셀당 손실된 매크로블럭을 추정해보면, 밀착패킹이 여유패킹보다 크다고 할 수 있으며, 이는 움직임이 심한 경우일 수록 더욱 분명해진다.

다. 물론 엄밀히는 채택한 움직임보상법에 따라 다르겠지만, 셀손실은 비디오 화질에 심각한 영향을 미치므로 밀착패킹을 셀손실에 강인하다고 볼 수 없다.

### III. 패리티검사를 이용한 셀폐기의 보상

#### 3.1 에러정정기술의 적용

에러정정기술은 노드대노드와 단대단의 두가지에 각각 적용된다. 이를 간단히 요약하면 다음과 같다.

항 목	적용형태	
	node-to-node	end-to-end
처리단위	VP까지	VC까지
하드웨어공용의 유무	복수 사용자가 공유	개별적 사용자 대응
하드웨어 동작속도	고속	저속이 많다
부호화/복호화 지연	평균지연이 작다	저속처리일 경우 평균 지연이 크다
소요정정능력	높다(복수의 요구 품질에 대응이 필요)	특정의 요구품질에 정합가능
셀폐기발생의 연속경향	전송로에서 수용하는 VP수가 적지 않은 경우는 연속 경향이 강함.	연속경향이 약하다
수신측에서의 셀폐기검출	셀폐기정보 전송과 순번(SN) 관리와의 병용	순번 관리

그리고 에러정정에 의한 셀폐기를 보상하는 기본적인 메카니즘은 Fig. 3과 같다.

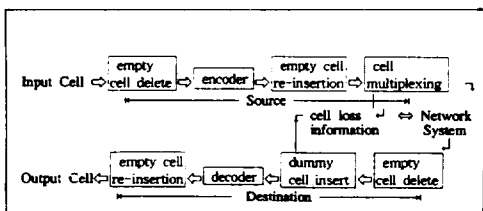


Fig. 3 Basic format of cell loss compensation by error correction

부호화/복호화 대상이 되는 것은 의미있는 정보를 포함한 셀만이어야 하므로, 빈 셀은 제거한다. 따라서 빈 셀은 부호화에 앞서 제거한 후, 복호화후에 재삽입한다. 부호화된 셀계열은 셀다중화장치로 입력되어, 장치의 버퍼 범람 등에 의해 셀폐기가 발생한다. 수신측에서는 폐기된 셀의 위치를 별도로 검출하여 그 위치에 더미셀을 삽입한 후에 복호화하여 폐기셀의 내용을 복원한다. end-to-end에 적용할 경우에는 셀의 순번을 관리하여 수신측에서 셀폐기의 위치를 검출한다. 한편, node-to-node에 적용할 경우에는 셀폐기의 위치를 나타내는 폐기정보(CL)을 송수신 노드간에 전송하여 수신측에서 셀폐기 위치를 검출한다. 전송망내의 중계노드에서 새로이 셀폐기가 생겼을 경우에는 그 때마다 CL을 갱신한다.

#### 3.2 패리티검사부호에 의한 셀폐기보상

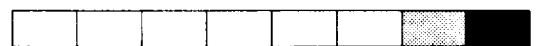
(N-1)개의 데이터셀에 1개의 폐기보상용의 셀을 부가한 N개의 셀을 송신하여 수신측에서 N개의 셀 중 1개의 셀폐기를 보상할 수 있는 방법은 다음과 같다.

송신측: 각 셀에 대하여 비트위치마다 XOR을 취하여 패리티셀을 생성



↓

수신측: 수신된 각 셀에 대하여 비트위치마다 XOR을 취하여 패리티셀을 생성



정상적으로 수신된 경우에는 전부 0

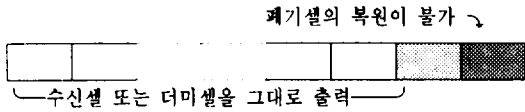
1개의 셀이 폐기된 경우

폐기된 셀이 복원



폐기된 위치에 삽입

2개 이상의 셀이 폐기된 경우



- ① 송신측에서는 (N-1)개의 셀에 대하여 각 비트위치마다 XOR연산을 행한 패리티비트를 생성한다. 생성한 패리티비트를 대응하는 비트위치에 배치하여 패리티셀을 생성한다. 즉, (N-1)개의 셀의 제i비트에 대하여 XOR연산을 행한 결과가 패리티셀의 제i비트가 된다. (N-1)개의 데이터셀을 송신한 후 패리티셀을 송신한다.
- ② 수신측에서는 송신측과 마찬가지로 요령으로 수신한 N개의 셀로부터 패리티셀을 생성한다. N개의 셀이 정상적으로 수신된 경우에는 패리티셀의 모든 비트가 0이 된다. 이 경우는 수신한 셀을 그대로 출력한다. N개중에 1개가 폐기된 경우에는 패리티셀은 폐기된 셀과 일치한다. 이 경우에는 패리티셀을 폐기된 셀의 위치에 삽입하여 셀폐기를 보상한다. N개중에 2개 이상이 폐기된 경우에는 오류정정에 의한 폐기셀의 복원은 불가능하므로 수신한 셀 및 더미셀을 그대로 출력한다. 이 경우에도 폐기셀의 영향은 그 셀내에 한정되므로 그 외의 폐기된 셀은 모두 바르게 출력된다.

### 3.3 셀폐기보상 알고리즘

#### 3.3.1 수직패리티에 의한 폐기보상(수법 1)

##### (1) 셀 배치

Fig. 4에 나타낸 M행 N열의 셀에서 구성된 행렬단위로 부호화, 복호화를 행한다. 이 수법에서는 행렬의 각 열에 3장에서 제안한 셀폐기보상법을 적용한다. 셀의 입출력은 행방향으로 하며, 열마다 수직 패리티셀을 부가한다. 즉, 행렬의 (M-1)행은 데이터셀이며, 최후의 1행은 수직 패리티셀이다. 폐기셀의 위치는 폐기위치정보의 전송과 더불어 순번관리 등에 의해 파악된다.

- (2) 폐기보상 알고리즘
- 송신측

① 데이터셀을 송신하면서 열마다 수직 패리티셀을 생성한다.

② (M-1)행의 데이터셀을 송신한 후, 수직 패리티셀로 구성된 행을 송신한다.

##### 수신측

- ① 전송된 폐기위치정보나 순번 검사 등으로 셀의 폐기된 위치를 검출하여 그 위치에 더미셀을 삽입한다.
- ② 수신된 셀을 이용하여 열방향으로 패리티셀을 생성한다.
- ③ 행렬내에 셀폐기가 없다면 수신된 셀을 그대로 출력한다.
- ④ 행렬내에 셀폐기가 있으면, 그 위치에서 행렬의 끝까지 수신된 행렬을 버퍼링한다. 그 후 출력을 재개한다.

각 열내의 셀폐기가 1개라면, 패리티셀에서 폐기셀이 복원되므로 더미셀을 패리티셀과 치환하여 출력한다. 각 열내의 셀폐기가 2개 이상이라면 에러정정에 의한 폐기셀의 복원은 불가능하므로 그 열에 대해서는 에러정정을 행하지 않고 수신된 셀 및 더미셀을 그대로 출력한다. 아래에 열방향의 복호화순서가 제시되었다.

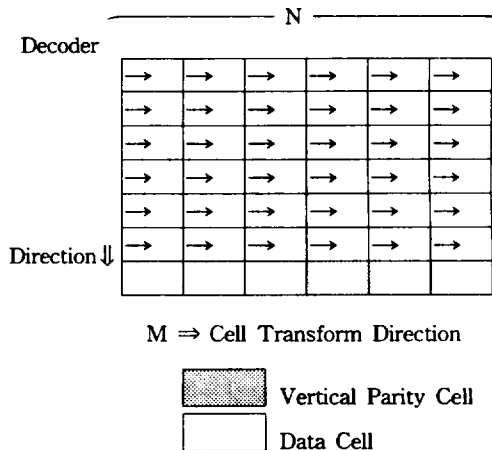


Fig. 4 Coder format of vertical parity cell

##### (3) 열방향 부호화 알고리즘

- ① 셀을 수신한다.

- ② 더미셀인가? 아니면 셀을 출력하고 1로 간다.
- ③ 출력정지(행렬의 마지막까지 셀을 버퍼링한다)
- ④ 행렬의 끝까지 수신했는가? 아니면 4로 간다(반복).
- ⑤ 출력재개
- ⑥ 더미셀인가? 아니면 셀을 그대로 출력하고 9로 간다.
- ⑦ 열내의 더미셀은 1개인가? 아니면 더미셀을 그대로 출력하고 9로 간다.
- ⑧ 더미셀을 폐기하고 패리티셀을 출력한다.
- ⑨ 행렬의 출력이 종료되었으면 1로 간다. 아니면 6으로 간다.

(4) 장점

(가) N개의 연속 셀폐기를 보상할 수 있다.

행렬의 각 열당 1개의 셀폐기를 보상할 수 있으므로, 최대로 N개의 연속 셀폐기를 보상할 수 있다.

(나) 부호화/복호화에 따른 지연이 적다.

송신측에서는 부호화 때문에 버퍼링할 필요가 없다. 수신측에서는 행렬내에서 셀폐기가 없는 경우는 셀을 버퍼링하지 않는다. 따라서 셀 폐기율이 작은 경우에는 수신측의 버퍼링 지연도 적다.

(다) 셀폐기 보상능력이 임의로 설정될 수 있다.

행렬의 행의 길이로 연속셀폐기 보상능력이 결정된다. 따라서 행렬의 크기를 변화 시켜 폐기보상능력을 임의로 설정할 수가 있다.

3.3.2 수직수평 패리티에 의한 폐기보상(수법 2)

(1) 셀배치

Fig. 5에 보이는 M행 N열의 셀로부터 구성되는 행렬단위로 부호화, 복호화를 행한다. 셀의

입출력은 행방향이다. 행마다 수평 패리티셀을 부가하며, 더불어 열마다 수직 패리티셀을 부가한다. 폐기셀의 위치는 셀폐기정보의 전송과 더불어 순번관리 등으로 파악된다.

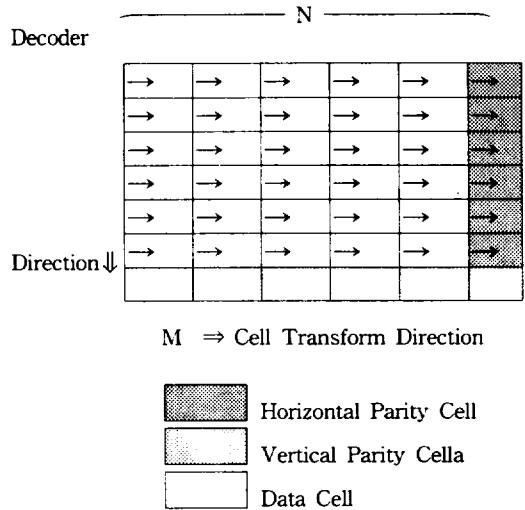


Fig. 5 Coder format of vertical·horizontal parity cell

(2) 폐기보상 알고리즘

송신측

① 데이터셀을 송신하면서 열마다 패리티셀을 생성한다.

② 각 행의 마지막에 수평 패리티셀을 부가한다.

③ (M-1)행의 데이터셀을 송신한 후, 수직 패리티셀(1행)을 송신한다.

수신측:

① 전송된 폐기위치정보나 순번 검사 등으로 셀의 폐기된 위치를 검출하여 그 위치에 더미셀을 삽입한다.

② 수신된 셀을 이용하여 열방향, 행방향으로 패리티셀을 생성한다.

③ 행렬내에 셀폐기가 없다면 수신된 셀을 그대로 출력한다.

④ 행렬내에 셀폐기가 있으면, 그 시점에서 셀 출력을 정지하여 행의 끝까지 셀을 버퍼링한



다. 행내의 셀폐기가 1개라면, 그 행에서 생성한 패리티셀로 폐기셀이 복원되므로 이것을 더미셀과 치환하여 셀 출력을 재개한다. 아래에 행방향의 복호화 순서를 제시한다.

⑤ 행내의 셀폐기가 2개 이상일 경우, 행렬의 끝까지 셀을 버퍼링하여 수법 1과 마찬가지로 열방향의 복호화를 행한다.

### (3) 행방향 부호화알고리즘

- ① 셀을 수신한다.
- ② 더미셀인가? 아니면 셀을 출력하고 1로 간다.
- ③ 출력정지(행의 마지막까지 셀을 버퍼링한다)
- ④ 행의 끝까지 수신했는가? 아니면 4로 간다(반복).
- ⑤ 출력재개
- ⑥ 더미셀인가? 아니면 셀을 그대로 출력하고 9로 간다.
- ⑦ 행내의 더미셀은 1개인가? 아니면 더미셀을 그대로 출력하고 9로 간다.
- ⑧ 더미셀을 폐기하고 패리티셀을 출력한다.
- ⑨ 행의 출력이 종료되었으면 1로 간다. 아니면 6으로 간다.

수법 2는 수법 1과 마찬가지로의 특징을 갖는 외에 행내의 셀폐기가 1인 경우는 1행분만 버퍼링하므로 수신측의 지연시간이 적다.

### 3.3.3 셀폐기의 보상능력

행렬의 크기는 보상능력, 중복도(용장도, redundancy)를 결정하는 주요한 파라미터이다. 행의 길이  $N$ 에 의해 보상될 수 있는 연속폐기의 길이가 결정된다. 또, 열의 길이  $M$ 은 셀폐기 보상에 쓰이는 중복도, 지연시간, 폐기보상능력을 결정한다. 즉,  $M$ 을 크게 하면 중복도는 작아지지만 행렬내에 복수의 연속 셀폐기가 발생되므로 폐기보상이 불가능하게 될 확률이 커진다. 거꾸로  $M$ 을 작게하면 셀폐기보상능력은 커지

만, 중복도가 커진다.

셀폐기가 연속인 경우는 양자의 보상능력에 큰 차이가 없다. 한편 셀폐기가 랜덤인 경우 수법 2가 현격히 우수하다. 셀폐기가 연속인 경향이 강할 경우는 수법 2가 다소 우세하지만, 보상으로 인한 중복도는 수법 2가 크다. 한편, 폐기가 랜덤할 경우에는 수법 2의 특성이 상당히 우수하다.

전송로에 다수의 VP가 수용될 경우 및 end-to-end에 적용할 경우에는 수법 2에 의한 버퍼링 지연단축의 효과가 현저하다. 한편, 전송로당 수용 VP수가 적은 경우에는 수법 1, 2가 큰 차이가 없으며, 따라서 중복도가 적은 수법 1이 알맞다.

## IV. 셀폐기를 위한 우선순위 기법

ATM망에서는 각각의 QoS를 여러 종류로 분류하고 각 클래스에 대해서 고유의 트래픽 특성을 부여한다. 이 서비스의 특성을 만족하는 트래픽은 지연에 민감한 것과 손실에 민감한 것으로 구분된다. 그러므로 트래픽 특성을 만족시키기 위해서 우선순위 제어가 필요하다. ATM 서비스에 다중 등급을 제공하기 위해 서비스 종류사이와 종류안에서 우선순위를 사용한다. 여러 서비스의 우선순위 레벨을 결정하기 위해 셀폐기와 스케줄링 동안 적절한 방법으로 우선순위화된 셀들을 처리해야 한다. 폐기 우선순위는 버퍼 오버플로우가 발생할 때 버리는 셀들을 결정한다. 스케줄링 순위는 셀 전송의 순서를 결정한다.<sup>(10,11,12)</sup>

체중이 발생하면 셀손실율이 커지고 전송 지연도 커지게 된다. 그런데 B-ISDN에서는 각 서비스마다 요구하는 서비스 품질이 다르므로, 이를 만족시키기 위해서는 체중시에 셀손실율 요구치가 낮은 서비스에 속한 셀들을 우선적으로 폐기시키고 전송지연 요구조건이 엄격한 서비스의 셀을 먼저 처리해 줄 필요가 있어 우선순위 제어가 필요하다. 우선순위 제어는 크게 두가지로 나눌 수 있는데 스케줄링(scheduling)에 의

한 지연 우선순위 제어와 선택적 셀 폐기에 의한 손실 우선 제어가 있다.

#### 4.1 지연 우선 순위 기법

버퍼 내에서 지연 시간에 대한 높은 셀을 먼저 전송함으로써 전체적으로 우선 순위가 높은 셀의 큐잉 지연시간을 줄이는 방법으로 전송 지연에 민감한 트래픽에 높은 우선순위를 주어 이를 우선적으로 처리해주는 방법이다. 성능 최적화를 위해 지연 우선순위는 ATM망의 교환 노드에 각 트래픽 클래스들의 스케줄링 기법으로도 사용할 수 있다.<sup>(8)</sup> 여기에는 HOL(head-of-the-line), HOL-PJ(head-of-the-line with priority jumps), MLT(minimum laxity threshold), QLT(queue length threshold) 등이 있다.<sup>(8,10)</sup>

ATM망에서 지연 시간은 셀 조립 시간(cell assembly time), 전송 시간(trans-mission time), 전파 지연(propagation delay), 큐잉 지연(queueing delay)등으로 구성된다. 이러한 지연 우선순위 제어에 있어서 셀 조립 시간과 전송 시간은 임의의 기상 연결에 있어서 망 부하에 의해 영향을 받지 않고, 각각의 셀에 대해 고정된 값을 갖는다. 또한 광대역망의 전송 속도는 초고속이기 때문에 큐잉 지연 시간은 전파 지연에 비해 작아서 큰 의미가 없고 셀들의 순서 유지가 보장되지 않으므로 고속의 ATM망의 환경에서 적용되기에는 많은 문제점을 내포하고 있다.<sup>(11,12)</sup>

#### 4.2 손실 우선 순위 기법

체중이 발생하지 않더라도 시행되어야 하는 손실 우선순위 제어는 체중시에 체중 상황을 벗어나기 위한 방법으로서 체중시에 낮은 우선도의 셀을 선택적으로 폐기시킨다. 즉 버퍼 액세스를 위해 제한된 버퍼 사용에 대한 우선권 결정과 망 폭주시 이를 해결하기 위해 위반 셀이나 낮은 우선순위 셀을 선택적으로 폐기시키는 방법이다.<sup>(12)</sup>

손실 우선순위 기법에는 PO(push-out)기법,

RS(route separation)기법, PBS(partial buffer sharing)기법 등이 있다. 선택적 셀폐기의 주 대상은 덜 엄격한 셀손실을 조건을 갖는 음성셀( $10^{-2}$ )과 Layered 코딩한 비디오 트래픽에서의 덜 중요한 부분의 셀, 그리고 감시 제어에서 위반셀로 표시된 셀들이다.

Fig. 6은 ATM망에서 선택적 셀 폐기를 위한 손실 우선순위 기법에 관한 시스템 모델을 나타낸 것이다. Fig. 6에서 0은 높은 우선순위 셀, 1은 낮은 우선순위 셀, S, S<sub>2</sub>는 버퍼의 크기를 말한다.

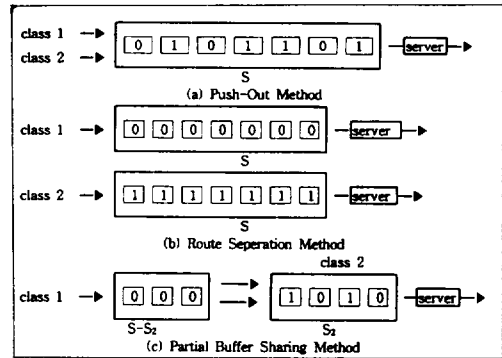


Fig. 6 Method of priority control cell loss

이렇게 해서 낮은 우선순위를 갖게되는 음성 셀은 체중시에 우선적으로 폐기되는데 폐기시키는 방법의 대표적인 것은 Push-Out 방법(Fig. 6(a))이다. 이것은 버퍼가 꽉 찼을 때는 높은 우선 순위의 셀이 들어올 때 버퍼내에 있는 낮은 우선 순위의 셀을 Push-Out(폐기)되고, 우선순위가 높은 셀은 우선순위가 낮은 셀이 있을 경우에 우선 낮은 우선순위 셀을 폐기시키고 그 위치에 셀을 저장하는 기법이다. 이것은 낮은 우선순위의 셀들에게도 최소한의 처리량을 보장해 주기 위해서 Push-Out을 제한할 수 있다. Push-Out 방법은 효율은 좋으나 셀 순서 유지를 위해 복잡한 버퍼 관리 기법이 요구되므로 ATM과 같은 처리 시간의 중요한 고속망에서는 부적합하다.

다중 우선순위에서 Push-Out 기법이 사용되어 버퍼 넘침이 발생했을 때 어떤 셀을 포기할

것인가를 결정한다. 버퍼가 차게되면 높은 순위 셀은 낮은 순위 셀을 밀어낸다. 낮은 순위 트래픽에 최소의 수율을 유지하기 위해 종류  $j$ 의 셀이  $N_j$ 개 이상일 때만 높은 순위 셀이 종류  $j$ 의 셀을 밀어내고 있는 것과 같이 Push-Out이 제한된다. 전체 손실 셀수는 Push-Out 기법이 사용되거나 아니거나 동일하다. 이유는 Push-Out 기법은 얼마나 많은 양을 버릴 것인가가 아니라 어떤 셀을 폐기할 것인가를 결정하기 때문이다.

Push-Out 기법은 거의 최적의 성능을 주지만 고순위 셀은 저순위 셀이 버퍼에서 어떤 장소에 위치해도 폐기할 수 있어야 하기 때문에 구현이 매우 어렵다.

실제의 선택은 버퍼의 전체 점유가 어떤 임계값보다 적을 때만 낮은 순위 셀을 버퍼에 받아들이는 것이다. 이 방법 또한 거의 최상의 성능을 나타낸다.

RS 기법(Fig. 6(b))은 경로나 가상 경로를 분리하고 손실에 민감한 서비스와 덜 민감한 서비스 각각에 대해 버퍼를 분리, 처리하는 방법이다. 그러므로 한 트래픽 클래스의 성능은 다른 트래픽 클래스의 과부하에 의해 전혀 영향을 받지 않는다. 이 기법은 쉽게 수행되는 반면 ATM 통계적 다중화 이득을 충분히 활용할 수 없다는 것과 각 서비스 클래스에서 사용되지 않은 망 자원의 낭비가 있다는 단점이 있다.

PBS 기법(Fig. 6(c))은 버퍼 내에 임계치를 갖도록 하는 기법으로서 정해진 임계치까지는 버퍼를 공유하다가 버퍼의 길이가 임계치를 넘어서면 우선순위가 높은 셀만을 받아들이는 기법이다. 이 기법은 이상적인 PO기법보다는 효율은 낮지만 버퍼 관리 기법을 간단하게 구현할 수 있어서 하드웨어적으로 쉽게 처리할 수 있고 또한 임계치를 조절함으로써 시스템을 어떤 부하 상황에도 적용시킬 수 있는 유연성을 제공하는 장점이 있다. 이 기법의 단점으로는 낮은 우선순위 트래픽으로부터의 과부하가 높은 우선순위 트래픽의 성능을 떨어뜨릴 수 있다는 점들을 들 수 있으나 사실상 이것은 버퍼 공간과 망 대

역폭에 의해서 망 자원을 공유하는 대부분의 시스템에서 갖게 되는 일반적인 특성이다.

### 4.3 우선순위 시스템 모델 및 성능 평가

우선순위 기법은 음성과 화상 코딩에서 더 중요하거나 덜 중요한 셀들을 활용하는 것이다. 비디오의 경우에 광대역망에서 특별히 중요한 것은 서브밴드나 이산 코사인 변환(Discrete Cosine Transform) 코딩과 같은 Layered 코딩 기법이 인식의 중요성이 높거나 낮은 데이터를 만든다. 이것들은 다른 순위의 셀들로 운반된다.<sup>(11,12)</sup>

우선순위 제어 기법은 크게 두 가지 방법으로 사용될 수 있다. 한가지는 스케줄링 방법 즉, 큐잉 방식으로서 우선순위 기법을 사용하는 것인데, 이를 우선순위 스케줄링(priority scheduling)이라 부른다. 또 다른 한가지는 폭주제어 방법으로서 사용하는데 이를 우선순위 폐기(priority discarding)이라 부른다.<sup>(8)</sup> 우선순위 스케줄링은 각 입력 트래픽의 QoS에 따라 각각 동일한 크기의 유한버퍼(finite buffer)를 사용하여 각 버퍼들의 셀 전송 순서를 결정하는 것이므로 이는 지연 요구 사항을 만족시키는 데 초점을 둔 방식이다.

그러나 ATM망이 지원하는 서비스 환경에서는 트래픽의 종류를 지연 민감 트래픽(delay-sensitive traffic)과 손실 민감 트래픽(loss-sensitive traffic)으로만 양분하기는 어렵다. 지연에 민감한 CBR트래픽 중에서도 실시간 처리의 임박성이 다르거나 손실에 민감한 정도가 다른 클래스가 있고, 손실에 민감한 VBR 트래픽 중에서도 지연 민감도의 정도 차이가 있고 그에 따라 우선순위가 달라져야 한다.

#### 4.3.1 우선 순위에 기초한 스케줄

고정 또는 Head-of-Line(HOL) 우선순위 기법은 다양한 지연요구를 지닌 여러 종류를 서비스하는 간단한 기법이다. 트래픽은  $K$ 개로 고정된 우선순위로 분류된다. 입력버퍼는  $K$ 개 큐로 나뉘며 도착 셀은 해당하는 큐에 위치한다. (최

고순위인) 종류1의 큐가 비어있지 않는한 종류1 큐의 셀들이 서비스된다. 종류1 큐가 비워지면 종류2의 셀이 서비스된다. 종류1,2의 큐가 비면 종류3의 셀이 서비스된다. 이 방법은 항상 서비스 우선순위를 가지고 있으므로 CBR(constant bit rate) 트래픽 전송에 장점이 있다. 그러나 낮은 우선순위 종류의 성능이 나쁘게 된다. 만약 높은 순위 트래픽의 양이 크면 낮은 종류의 지연은 매우 커지는 것이다.

융통성있는 우선순위 기법은 한 종류에 너무나 큰 순위가 주어질 때의 문제를 해결하였다. 기본 개념은 큐에 높은 순위 셀이 있을지라도 낮은 우선 순위의 셀에 전송할 기회를 동등하게 갖도록 한다. 그래서 장시간 대기한 낮은 순위 셀이 높은 순위 셀에 앞선 서비스 순서를 갖게 할 수 있다. 이것은 낮은 순위 셀들의 최대 지연을 어떤 범위로 제한하는 것이다. 융통성있는 우선순위 원칙은 M/M/1 망에서 평균 대기시간의 가중합을 최소로 함을 보여준다. HOL-PJ(priority jump를 가진 HOL)는 융통성있는 우선순위 기법을 구현한 것이다.

HOL-PJ에서는 셀이 큐의 국부지연 한계값보다 큰 시간을 큐에서 소비했을 때 그다음 높은 순위의 큐로 뛰어넘는다. Clocking이 국부적으로 수행될 수 있으므로 HOL-PJ는 너무 높은 비용 또는 복잡성 없이도 구현할 수 있다. HOL의 경우와 같이 종류2 패킷은 종류1 큐가 비어 있을 때만 서비스된다. 그러나 HOL-PJ에서 셀은 정해진 지연한계만큼 기다린 후에는 높은 우선순위로 점프하므로 노드에서의 대기 지연이 제한된다. 각 종류에 최대 대기 지연에 제한을 두어 HOL-PJ는 tail 확률을 갖게 하는데, 그 확률은 모든 종류에 대해 셀이 지연 한계보다 더 길게 기다리는 확률을 말한다.

#### 4.3.2 우선 순위에 기초한 셀폐기

우선순위 폐기는 각 버퍼 내에서 버퍼 오버플로우(buffer overflow)가 발생하거나 버퍼의 크기가 어느 임계치를 초과 할 경우에 어느 셀을 폐기시킬 것인지를 결정하는 것이므로 이는 손

실 요구사항을 만족시키는 데 초점을 둔 방식이라 할 수 있다. 기존의 대부분의 기법들은 이러한 측면만을 고려하는 제어방식을 택하고 있다.

광섬유를 기본적인 전송매체로 하는 B-ISDN에서는 셀 지연보다는 셀 손실을 보다 중요하게 고려한다. 그래서 기존의 우선순위 기법의 대부분은 우선순 폐기측면에서 주로 다루어져 왔다. 특히 셀 레벨에서 셀의 손실을 고려한 손실 우선순위 기법이 셀의 흐름을 제어하는데 효과적인 것으로 알려져 있으며 그 중에서도 PBS기법이 가장 효율적인 것으로 결론짓고 있다<sup>(8)</sup>.

또한 버퍼 오버플로우일 경우 셀이 폐기되고, 우선적인 폐기는 HOL-PJ와 같은 다른 우선순위 기법과 함께 사용되어 트래픽을 감소시킨다. 우선적인 폐기는 셀이 결국은 폐기된다는 것을 미리 아는 것에 기초를 두고 있다. 더 많은 망 자원이 투자되기 전에 (특별히 표시되거나 또는 낮은 우선 순위 셀들처럼) 폐기되기 쉬운 셀들은 폐기된다. 우선적인 폐기는 셀이 폐기되는 노드에서 체증을 해제할 뿐만 아니라 다른 노드에서 불필요한 트래픽을 경감시킨다. 셀의 우선적 폐기를 결정하는데에는 다음과 같은 경우를 적용한다.

- 큐에 도착할 때 부하 검사로 노드에서 체증을 표시할 때
- 노드에서 시간 소비가 국부 한계를 초과할 때
- 노드에서 시간 소비가 단대단 한계를 초과할 때
- 시스템과 노드의 시간 소비가 단대단 한계를 초과할 때

단대단 한계를 사용하는 기법이 최적일지라도 만약 그들의 목적지까지의 전달이 너무 늦어서 유용할 수 없을 때에만 셀들이 폐기된다. 왜냐하면 ATM에서 클럭의 동기화는 거의 불가능하고, 위의 첫번째, 두번째 방법이 실용적일 수 있기 때문이다.

## V. 결 론

ATM망에서 비디오 전송시 페이로드에 어떻게 이 데이터를 패키징할 것인지에 관하여 두 가

지 방식을 비교하여 살펴보았다. 여유패킹은 조립이 간단하나 잔여부분을 낭비하게 되므로 오버헤드가 크다. 반면에 밀착패턴은 페이로드의 낭비를 최소화할 수 있으나, 조립시 유일패턴을 사용해야 하며, ATM에서 피할 수 없는 셀손실시 이어지는 셀에도 영향을 미친다. 그러므로 고압축의 비디오 서비스는 셀손실에 따라 화질이 크게 좌우되므로 여유패킹이 알맞다.

그리고 본 논문에서는 우선순위에 의한 스케줄링과 우선순위에 기초한 셀 폐기방법에 대해 그 동안의 알고리즘을 비교 분석하여 우선순위 제어 방식에 대하여 살펴보았다.

지연에 민감한 CBR트래픽 중에서도 실시간 처리의 임박성이 다르거나 손실에 민감한 정도가 다른 클래스가 있고, 손실에 민감한 VBR트래픽 중에서도 지연 민감도의 정도 차이가 있고 그에 따라 우선순위가 달라져야 한다.

만약 기존의 PBS기법처럼 1개의 임계치만으로 우선순위를 결정한다면 다음의 2가지 문제점이 발생한다.

첫째, 임계치가 크게 설정될 경우, 지연 민감 트래픽의 우선순위 서비그 부여 기회가 많아지므로 지연 민감 트래픽 중에서도 실시간 임박성이 강하지 않거나 손실에 덜 민감한 트래픽도 함께 처리되어, 상대적으로 손실 민감 트래픽의 회생이 따르고 많은 지연을 감수해야 한다.

둘째, 임계치가 작게 설정될 경우, 손실 민감 트래픽이 처리될 기회가 확률적으로 많아지므로 상대적으로 지연 민감 트래픽은 지연 만료점 내에 처리되지 못하고 손실로 간주되어 지연 민감 트래픽의 셀 손실이 증가하게 된다.

이러한 문제를 해결하기 위하여 크기가 다른 2개의 유한 버퍼에 임계치 1개 이상 사용하면, 셀 전송 지연도 고려하여 ATM 베어러 서비스(bearer service)에 따른 QoS를 유연하게 제공해 주는 스케줄링과 셀 폐기 기법이 혼합된 기법에 대해서 연구되어야 한다. 이러한 지연

우선순위가 손실 우선순위가 혼합된 우선순위 기법의 도입은 다음과 같은 필요성 때문이다.

1. 제어 셀의 빠른 전송을 요구하는 서비스들을 위해 단대단 셀 지연변이(cell delay variation:CDV)가 감소되어야 한다.
2. 손실 민감 셀들은 지연 우선순위 기법의 구현만으로는 만족될 수 없는 엄격한 손실 요구 사항들을 가진다.
3. 셀 순서의 정확성(Integrity)을 유지하기 위해 지연 우선 순위는 호 레벨상, 손실 우선순위는 셀 레벨상에서 할당될 수 있다.

따라서 앞으로 혼합된 우선순위 기법에 대해서 연구가 계속되어야 하며 또한 다중 버퍼를 이용한 연구도 계속 수행되어야 한다.

## 참 고 문 헌

1. W. Verbiest, L. Pinno, and B. Voeten, "The Impact of the ATM Concept on Video Coding," IEEE J. SAC., 6-9, pp. 1623-1632, 1988
2. M. Wada "Slective Recovery of Video Packet Loss using Error Concealment" IEEE J. SAC, 7-5. pp. 807-813, 1989
3. M. Ghanbari, V. Seferidis "Cell Concealment in the Two-Layer Coding Technique" IEEE. J. SAC, 9-9 pp. 1471-1483, 1991
4. CCITT, Rec. I.362, "B-ISDN ATM Adaptation Layer(AAL) Functional Description", Geneva, 1991
5. CCITT, Rec. I.363, "B-ISDN ATM Adaptation Layer Specification", Geneva, 1991. 6. CCIR Study Groups Documents, IWP CMITT/3-93, "ATM Adaptation Layer Functions for Video and Audio Signal Transmission with Constant Bit Rates in a B-ISDN,"

7. R. Händel and M. Huber, *Integrated Broadband Networks: An Introduction to ATM-based Networks*, Addison-Wesley, 1992
8. Jaime J. Bae and Tatsuya Suda. "Survey of Traffic Control Schemes and Protocols in ATM Networks," *Proc. of the IEEE*. vol.79, no.2 pp.2131-2136. Dec. 1990
9. M. Ghanbari and C. J. Hughes, "Packing Coded Video Signals into ATM Cells", *IEEE/ACM Trans. Networking*, 1-5, pp. 505-509, 1993
10. J.F.Mayer. S. Montaga, and R.Paglino. "Dimensioning of ATM Switching with Shared Buffer and Threshold Priority." *Computer Networks and ISDN System*. vol.26. pp.95-108, 1993
11. Hans Kroner. Gerard Hebutrene. Pierre Boyer. And Annie Gravey. "Priority Management in ATM Switching Nodes." *IEEE J\_SAC*. vol.9.no.3, April 1991
12. H. Kroner. "Comparative Performance Study of Loss Priority Mechanism for ATM Networks." *Proc INFOCOM'90*. pp.1136-1143 April 1991