

論 文

레일리 페이딩 채널에서의 Viterbi
복호를 위한 인터리빙

正會員 李 相 坤* 正會員 錢 重 仁** 正會員 文 相 在*

Interleaving for Viterbi Decoding in the
Rayleigh Fading Channel

Sang Gon LEE*, Jung In JEON**, Sang Jae MOON* *Regular Members*

要 約 레일리 페이딩 채널에서의 인접오류는 디지털 이동무선통신의 성능저하의 주요원인이다. 이러한 성능저하를 해결하기 위하여 블록 인터리버와 함께 강검부호를 적용할 수 있다. 본 논문에서는 블록 인터리버에 의하여 산발화된 오류들의 산발성에 관하여 연구하였으며, 강검부호의 Viterbi 복호기에 인터리빙을 적용하고 이에 적합한 인터리버의 방법에 대하여 논하였다. 부호율 3/4, 구속성 7 강검부호를 위한 우수한 인터리버를 컴퓨터 시뮬레이션을 통하여 발견하였다.

ABSTRACT Burst errors is a major cause of the performance degradation of digital mobile radio communication over the Rayleigh fading channel. Convolutional codes with block interleaving can be employed to reduce the degradation. This paper has studied the randomness of errors and applied the interleaving to the Viterbi decoders of convolutional codes. Good interleavers for the $r=3/4$, $L=7$ convolutional code has been searched through computer simulation.

I. 서 론

이동무선통신 채널은 다중반사와 다중전파경로가 형성된다. 각 경로마다 전송지연시간과 감쇄 정도가 달라서 강한 페이딩현상이 나타나고,

수신기의 이동속도에 따라서 도플러(Doppler) 주파수편이(deviation)현상이 생기므로, 수신된 신호의 포락선은 레일리 확률분포를 갖는다. 위와 같은 독특한 통신환경을 지나는 이동무선통신 채널을 레일리 페이딩(Rayleigh fading) 채널이라 한다.^[1]

이러한 채널에서는 가산성 백색 가우시안 잡음(AWGN)에 의한 산발오류(random error)뿐만

*慶北大學校 電子工學科
Dept. of Electronics, Kyungpook Nat'l Univ.
**韓國네이타通信(株)
論文番號: 90-97(收受1990. 8. 29)

아니라 페이딩에 의한 언집오류(burst error)도 발생한다.⁶⁾ 그리고 이러한 채널에서 디지털 변조 방식에 의해서만 데이터를 전송할때 페이딩 현상으로 인해서 비트오율을 10^{-5} 이하로 낮추기가 실제로 어렵다.⁷⁾ 음성통신에서 적어도 요구되는 10^{-3} 의 비트오율을 얻기에도 30dB 보다 큰 SNR가 필요하므로 소형장비가 요구되는 경우의 이동무선통신 시스템에서는 이러한 큰 전력소모가 바람직 하지 않다.

이러한 문제점을 해결하기 위한 한 방법으로 Viterbi 복호법을 사용한 간섭부호를 이용하여 오류를 제어하고자 한다. 그러나 간섭부호는 산발오류에 대하여 오류제어능력이 강하므로 레일리 페이딩 채널에서 발생하는 언집오류를 산발오류화하는 방법이 필요하다. 인터리빙(interleaving)은 이러한 목적으로 사용된다. 인터리버는 채널 부호기에서 나오는 비트들의 순서를 재 배열하여 전송하고, 디인터리버(deinterleaver)는 수신측에서 비트들의 순서를 원래 상태로 복구하여 복호기에 입력시킴으로써 언집오류를 산발화시킨다.⁸⁾

인터리버는 주기(periodic)인터리버와 의사랜덤(pseudorandom)인터리버로 분류할 수 있는데 주기인터리버는 의사랜덤 인터리버보다 신뢰도에 서는 떨어지지만 더 복잡하다. 그리고 순서인터리버중 N행과 l열의 행열로 구성된 (LN) 무리인터리버는 데이터 프레임의 통기를 맞추기가 용이하다.

본 논문에서는 디인터리버된 데이터 일에서 오류의 산발성 측정방법을 제시한다. 그리고 이 방법을 이용하여 레일리 페이딩 채널에서 (LN)무리 인터리버의 구조, 즉 행의 크기 N과 열의 크기 l에 따른 인터리버의 특징을 조사한다. 대역제한 채널에서 실질적으로 사용될 수 있는 부호율 3/4, 구속성 7인 간섭부호기에 인터리버를 적용시켜보고 재안된 산발성 측정법이 잘 일치 하는지의 여부도 검토한다. 그리고 인터리빙할때 무작위로 발생하는 비커만들의 지연시간과 비트오율을 고려해서 레일리 페이딩 채널에서 간섭부호에 적합한 인터리버를 발굴한

다.

II. 레일리 페이딩 채널의 특성

이동 무선 통신 채널은 다중반사와 다중수신경로로 구성된다. 각 경로마다 전송지연시간과 감쇄정도가 달라서 강한 페이딩 현상이 나타나고 수신기의 속도 때문에 도플러 주파수 편이가 생긴다. 전파 경로의 수가 무수히 많다고 하면, 이동 무선 통신 채널을 통하여 수신된 신호는 the central limit theorem을 적용하여 평균이 0인 복소수 가우시안 랜덤과정(complex valued Gaussian random process)으로 볼 수 있다. 따라서 수신신호의 복소값은 레일리 분포를 가지고, 위상은 $[0, 2\pi]$ 에서 확률적으로 동일하다. 이러한 채널을 레일리 페이딩 채널(Rayleigh fading channel)이라한다.⁹⁾

주파수 선택성(frequency selectivity)과 페이딩율(fading rate)은 이동무선통신 채널의 특징을 나타내는 중요 요소이다. 전파의 지연 시간으로 인한 채널이 갖는 코히어런트(coherent) 대역폭이 정보 대역의 점유 대역폭보다 크면, 정보 대역의 주파수 성분들은 동일한 영역에 위치하게 되어 언집신호에 영향을 주지 않으므로 이 경우를 주파수 비선택적 채널이라 하고, 작으면 주파수 선택적 채널이라 한다. 본 연구의 대상은 25kHz 정도의 대역폭을 점유하는 데이터 통신이고, VHF~UHF대 이동무선통신 채널의 코히어런트 대역폭은 대략 수 백 kHz이므로, 주파수 비선택적 채널로 볼 수 있다.

페이딩율은 랜덤으로 R가 어떤 레벨 R_0 값을 교차하는 용로 표시할 수 있으며

$$N_{R_0} = \int_{R_0}^{\infty} 2\pi \cdot f_D \cdot \rho e^{-\rho} \quad (1)$$

로 주어진다.¹⁰⁾ 여기서 $\rho = R_0 / R_{rms}$ 이다. 그러므로 시간에 따른 수신신호 r(t)의 진폭은 레일리 확률분포를 가지고, 수신기의 속도로 인하여 페이딩이 발생하며 이러한 레일리 페이딩의 지연

에 대한 변화하는 정도를 페이딩율로 나타낸다. 즉, 채널에서 페이딩율이 빠르면 고속 레일리 페이딩 채널이라 하고 정보비트의 전송율이 페이딩율보다 상대적으로 높다면 저속 레일리 페이딩 채널이라 한다. 이 율은 수신기의 이동속도에 의한 도플러 주파수 편이의 최대값 f_D 에 비례한다. 데이터 전송율이 16kbps인 경우에는 페이딩 율은 완동(slow)으로 간주 할 수 있다.⁽⁸⁾ 완동 레일리 페이딩인 경우 적어도 한 심볼구간 동안 감쇄와 위상편이는 일정하다.

레일리 페이딩 채널의 시뮬레이션을 위한 채널 모델링 방식으로는 위상 변조신호의 주파수 합성 방식과 잡음원 스펙트럼 형성방식등이 많이 이용되고 있다.^(8, 9) 본 논문에서는 위상변조신호의 주파수 합성방식에 의거한 소프트웨어 시뮬레이터를⁽⁹⁾ 사용하여 레일리 페이딩신호를 발생시켰다.

레일리 페이딩 채널에서 변, 복조방식으로 DQPSK를 사용했을때 비트오류 확률 ϵ 는 식 (11)과 같다. ⁽⁴⁾

$$\epsilon = \frac{1}{2} \left(1 - J_0(2\pi f_D T_s) \right) \left(1 + \frac{2}{\Gamma_0} + \frac{1}{\Lambda} \right) \quad (2)$$

여기서 J_0 는 제 1류 영(zero)차 Bessel 함수이며, Γ_0 는 신호대 잡음의 전력비이고 Λ 는 신호대 인접채널혼신의 전력비이다.

III. 인터리버

III.1. 블럭(block) 인터리버

일반적으로 채널오류제어 시스템은 산발오류(random error) 형태에 그 성능이 우수하다. 전송된 바와 같이 이동무선통신 채널은 연접오류(burst error) 형태를 지닌다. 즉, 한 비트에 오류가 발생하면 그 이후 연접해서 오류가 생길 확률이 커진다. 인터리버는 이러한 연접오류를 산발화 시키는 역할을 한다.

인터리버는 미리 정해진 방법으로 비트 시퀀스의 순서를 재 배열하여 전송하는 것이며 디인터리버는 수신측에서 복호화 되기전에 원래의 순서로 비트 시퀀스를 되찾기 위한 인터리버의 역과정을 수행한다. 결과적으로 인터리버와 디인터리버를 사용함으로써 기억(memory)을 가지는 채널을 단지 버퍼의 저장과 처리시간의 댓가로 무기억(memoryless)채널로 변형시킬 수 있다는 것이다. 인터리버는 주기(periodic) 인터리버와 의사 랜덤(pseudorandom) 인터리버로 분류할 수 있는데, 주기 인터리버는 의사 랜덤 인터리버보다 신뢰도에서는 떨어지지만 복잡도에서는 덜 하므로 채널의 환경에 따라 선택해서 사용할 수 있다.⁽⁹⁾ 주기 인터리버 가운데 N행과 I열의 행렬로 구성된 (I,N) 블럭 인터리버는 데이터 프레임의 동기를 맞추기가 용이하다.

I=10

X_1	X_9	X_{17}	X_{25}	X_{33}	X_{41}	X_{49}	X_{57}	X_{65}	X_{73}	N=8
X_2	X_{10}	X_{18}	X_{26}	X_{34}	X_{42}	X_{50}	X_{58}	X_{66}	X_{74}	
X_3	X_{11}	X_{19}	X_{27}	X_{35}	X_{43}	X_{51}	X_{59}	X_{67}	X_{75}	
X_4	X_{12}	X_{20}	X_{28}	X_{36}	X_{44}	X_{52}	X_{60}	X_{68}	X_{76}	
X_5	X_{13}	X_{21}	X_{29}	X_{37}	X_{45}	X_{53}	X_{61}	X_{69}	X_{77}	
X_6	X_{14}	X_{22}	X_{30}	X_{38}	X_{46}	X_{54}	X_{62}	X_{70}	X_{78}	
X_7	X_{15}	X_{23}	X_{31}	X_{39}	X_{47}	X_{55}	X_{63}	X_{71}	X_{79}	
X_8	X_{16}	X_{24}	X_{32}	X_{40}	X_{48}	X_{56}	X_{64}	X_{72}	X_{80}	

그림 1. 블럭인터리버의 예
Fig. 1. An example of Block interleaver.

예로써 그림 1에서 나타난 것처럼 블럭 인터리버는 전송된 디지털을 8×10행렬에 한 열씩 기록한 후 한 행씩 읽어서 전송한다. 즉 $X_1, X_2, X_3 \dots$ 순으로 기록하여 $X_1, X_9, X_{17}, X_{25} \dots$ 순으로 채널로 전송한다. 디인터리버는 수신된 디지털의 시퀀스를 행렬에 한 행씩 기록한 후 한 열씩 읽으므로 원래의 데이터 순서를 되 찾게 된다. 이러한 인터리버는 디지털 회로에서 쉽게 구현할 수 있다.

(I,N) 인터리버에서 열의 수(I)보다 작은 길이

의 연접오류는 적어도 행의 수(N) 만큼 분리된 디인터리버 출력에 각각 한개의 오류편을 발생시키므로 산발오류의 성질을 가지게 되며, $l=r \cdot N$ ($r>1$)길이의 연접오류는 r 보다 길지 않고 $N-r$ 이상 떨어진 연접오류로 바뀐다. 오류정정부호를 사용할 경우 한 부호어 내의 오류의 갯수가 부호의 오류 정정능력 이내

Write in by columns: $x_1, x_2, x_3 \dots$

Read out by rows: $x_1, x_9, x_{17} \dots$

이런 복호기에 의해 정정될 수 있다. 즉, 변수 N의 선택은 코딩 체계에 의존하는데 채널의 기억 영향이 디인터리버 출력에 N십분의 에 나타내지 않아야 하므로, N은 다코딩 스패(span) 보다 더 크게 선택되어야만 한다. 그러므로 인터리버의 변수 N과 l은 인터리버를 구성할 때 독립적으로 선택 가능하다.

인터리버, 디인터리버에 의해 생길게 되는 종단지연은 채널지연이 없다고 볼 때 2N십분의 클럭의 지연을 가지며, 송,수신단에 각각 N십분의 기억공간을 필요로 한다.

III.2. 데이터 시퀀스의 랜덤성(randomness) 측정

본 절에서는 인터리빙하는 본래의 목적인 산발오류화가 얼마나 되었는가를 가늠하기 위한 측정 방법으로 오류사이의 구간에 따른 누적확률분포에 의한 방법을 설명하고, 이를 이용하여 레일리 페이딩 채널에서 (l,N)블록 인터리버의 특성을 고찰한다.

디인터리버된 연속되는 비트 열이 00101110 0001001011001이고, 여기서 0일때는 no error이며 1일때는 error인 경우이라면, 오류사이의 구간k에 따른 확률은 $p(k=0)=3/8$, $p(k=1)=p(k=2)=1/4$, $p(k=3)=0$ 그리고 $p(k=4)=1/8$ 이다. 랜덤변수(random variable) X를 데이터 열의 오류사이의 구간의 크기 k로 정의하면, 이에 따른 확률밀도함수는¹⁰⁾

$$p_x(k) = p\{X=k\} = p_h(1-p_h)^k, \quad k=0,1,2,3 \dots \quad (3)$$

이고, p_h 는 비트오류확률을 나타낸다. 그리고 이에 따른 누적확률분포 함수(cdf)는

$$F_x(k) = P\{X \leq k\} = \sum_{i=0}^k p\{X=i\} = \sum_{i=0}^k p_h(1-p_h)^i \quad (4)$$

이다. Viterbi 복호를 위해서는 (4)식에서 k가 decoding depth보다 작은 곳까지의 누적분포가 낮은 수의 이 데이터열은 보다 산발화가 잘 이루어졌다고 말할 수 있을 것이다.

(4)식은 부호어 길이의 데이터 열에 대한 k에 따른 분포함수이다. 실험적으로 인터리버의 랜덤성을 측정하기 위해서는 유한길이의 비트열에서 누적확률분포를 구할 수 밖에 없다. 대략 $P_h=10^{-3}$ 이하에서는 유한길이에서 구한 누적확률분포와 (4)식에서 구한 이론적 누적확률분포사이에는 큰 차이가 다르므로, 랜덤변수 발생함수를 사용하여 만든 데이터 열의 분포함수를 기준으로 하여 인터리버의 랜덤성을 측정한다. 즉 기준 분포함수(랜덤변수 발생함수를 사용하여 만든 데이터 열의 분포함수)에 가까울수록 보다 랜덤하다고 판단한다.

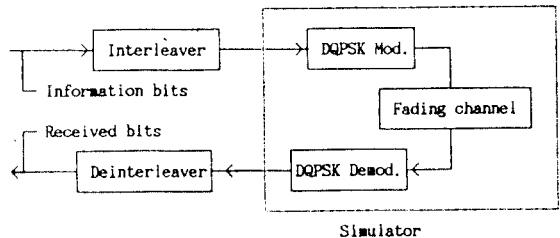


그림 2. 인터리빙 시뮬레이션을 위한 계통도.
Fig. 2. Block diagram for Simulation of interleaving.

상기 방법을 이용한 시뮬레이션을 통하여 레일리 페이딩 채널에서 인터리버의 구조를 결정짓는 버퍼의 변수에 따라 어떠한 특성을 나타내는지 알아본다. 그림 2는 시뮬레이션 블럭선도이다. 시뮬레이션에서 레일리 페이딩 시뮬레이터의 반송파 주파수는 450MHz, 정보비트 전송율은 16kbps로 하였으며, 채널을 통과하는 비트수는 약 60만개 정도로 하였다. 그리고 수신기의 속도는 40km/h, 채널의 신호대 잡음비(E_b/N_0)는 20dB로 하였다. 인접 채널의 혼신을 무시할 경우 DQPSK 변복조를 사용한 이동무선통신 채널의 비트 오류확률은 (2)식에서 구하면 약 9.8×10^{-3} 이 된다.

시뮬레이션 결과를 그림 3~6에 나타내었다. 먼저 블럭 인터리버에서 $I=50$ 으로 고정시키고 N 을 변화시켰을때의 분포를 그림 3에 나타내었다. N 을 달리해도 일정한 k 의 구간 내에서는 (변화시킨 N 의 최소값보다 작은 구간) 거의 같으므로, N 의 변화에 대해 인터리버의 성능은 둔감함을 알 수 있다.

그림 4와 5를 보면, $N=50$ 으로 고정시키고 I 를 변화시켰을 때 보편적으로 I 의 값이 클수록 더 좋은 결과가 나타나고, I 의 변화에 대해 분포값이 큰 차이를 가지므로, 인터리버의 성능은 상당히 민감한 반응을 나타낸다. 그리고 그림 5를 보면 $I=30$ 일때가 rand에 가장 근접한 결과를 볼 수 있듯이, 수신기 속도가 높을수록 I 가 작은 값에서도 rand에 근접하므로 I 가 작아도 큰 경우와 거의 같은 성능을 가진다. 이 이유는 수신기의 속도가 높을수록 페이딩율이 커지면서 오류가 빈번히 타게되어 인접오류의 길이가 짧아지기 때문이다.

전파 경로수를 달리 할때 I 의 변화에 대한 인터리버의 성능은 그림 4와 6을 비교해 보면 전파의 경로수가 다른 채널일때 분포값은 변화할 지라도 인터리버의 성능은 거의 비슷하게 나타난다. 그러므로 경로수의 변화에 대한 인터리버의 성능은 둔감하다.

결과적으로 I 의 크기가 클수록 인터리버의 성능은 좋게 나타나지만 인터리버의 버퍼 크기로

인한 지연시간을 고려하여 적절한 I 의 크기가 선택되어져야 한다. 그리고 N 의 크기는 그 변화에 따라 일정 구간내에서 분포값이 거의 같으므로, 사용하는 코딩 방법에 적합하게 선택되어야 한다. Viterbi 복호의 경우 N 은 decoding depth (또는 truncation length)보다 커야한다.

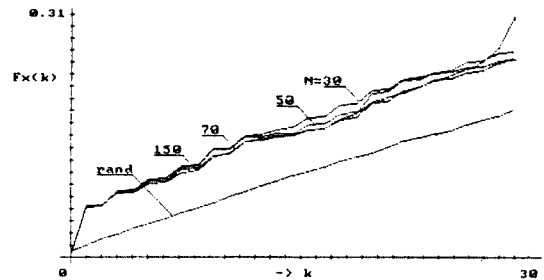
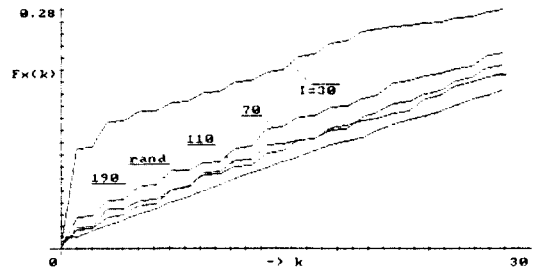


그림 3. 오류사이구간 k에 따른 누적 확률 분포값
 $V=40\text{km/h}$, 전파경로수=34, $I=50$, N =변화
 Fig. 3. CDF values as a function of K,
 $V=40\text{km/h}$, num. of propagation path=34, $I=50$



0, N =vary.
 그림 4. 오류사이구간 k에 따른 누적 확률 분포값
 $V=40\text{km/h}$, 전파경로수=34, $N=50$, I =변화
 Fig. 4. CDF values as a function of K,
 $V=40\text{km/h}$, num. of propagation path=34, $N=50$, I =vary.

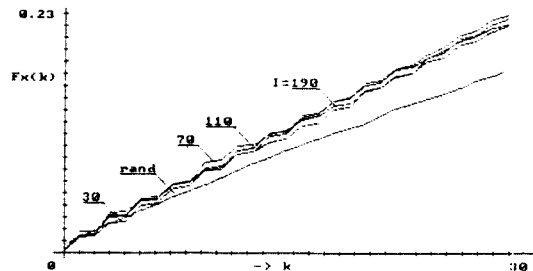


그림 5. 오류사이구간 k에 따른 누적 확률 분포값
 $V=80\text{km/h}$, 전파경로수=34, $N=50$, I =변화
 Fig. 5. CDF values as a function of K,
 $V=80\text{km/h}$, num. of propagation path=34, $I=50$, N =vary.

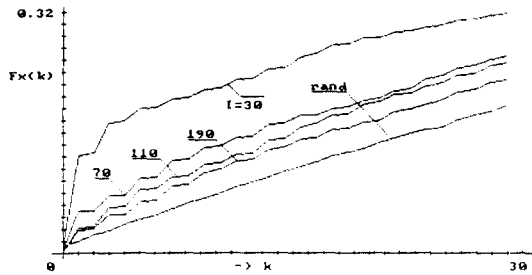


그림 6. 오류시각이후 k에 따른 누적 확률 분포값
 $V=40\text{km/h}$, 진파경로수=16, $N=50$, $l=$ 변화
 Fig. 6. CDF values as a function of K,
 $V=40\text{km/h}$, num. of propagation path=16, $N=50$,
 $l=$ vary.

IV. Viterbi복호를 위한 인터리버

길쌈부호의 복호법으로는 주로 Viterbi복호법을 많이 사용한다. 이 복호법은 trellis diagram에서 많은 경로중 수신경로와 최음적으로 가장 가능성이 큰 경로를 비교, 선택하고 이 경로에 해당하는 입력비트가 최종 복호되어 나오는 정보 비트이다. 비트오율 ϵ 을 cross over 확률로 갖는 이진 대칭채널(BSC)에서 Viterbi복호법에 대한 길쌈부호의 비트오율의 상한(upperbound)을 전달함수로 부터 구할 수 있다.^[10]

$$P_b \leq \frac{1}{b} \sum_{l=1}^{\infty} \left[\frac{\partial}{\partial l} T(D,l) \right] \quad l=1, D^a=P_b \quad (5)$$

여기서

$$\sum_{k=1}^d k = \frac{d+1}{2} \left(1 - \frac{d}{k}\right) \epsilon^k (1-\epsilon)^{n-k} \quad d: \text{odd}$$

$$P_d = \sum_{k=1}^d k = 1 + \frac{d}{2} \left(\frac{d}{k}\right) \epsilon^k (1-\epsilon)^d + \frac{1}{2} \left(1 - \frac{d}{2}\right) \epsilon^k (1-\epsilon)^d \quad k$$

d: even

이다.

일반적으로 (n,k,m) 길쌈부호기는 k 비트의 입력에 대하여 n 비트의 부호어를 갖는다. 그리고 k 개의 shift register를 가지면서 부호기의 메모리 차수 m 은

$$m \Delta \max k_i \quad (7)$$

$$= 1 + \sum_{i=1}^n k_i$$

로 정의된다.^[11] 여기서 k_i 는 i 번째 shifter register의 길이이다. 이러한 경우 Viterbi복호에서 복호 길이는 일반적으로 $d_T=5(m+1)$ 로 잡는다.^[12] 이는 $d_T \cdot n$ 비트의 채널 부호 비트들의 길이에 해당한다.

컴퓨터 시뮬레이션을 통하여 Viterbi복호를 위한 인터리버의 성능을 고찰한다. 그림 7은 이에 대한 시뮬레이션 계통도이다. 수신기의 속도는 20, 40, 60 그리고 80km/h로 설정하였다. 채널의 신호대 잡음비, 데이터전송율, 반송파 주파수, 그리고 데이터 발생갯수 등은 III장의 값을 그대로 사용하였다. 주파수 대역이 25kHz 제한된 채널에서 실제로 사용가능한 채널부호로서 부호율 $r=3/4$, 구속장 $L=7$, 생성행렬 $G=$

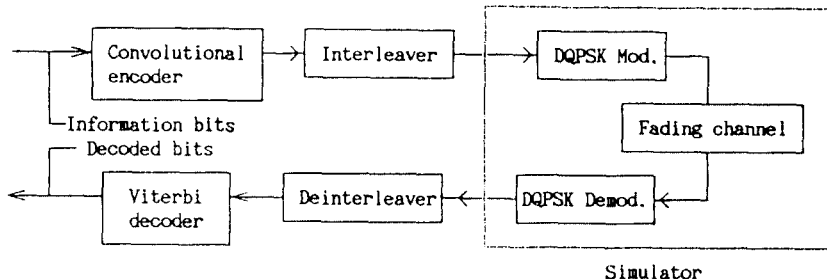


그림 7. Viterbi복호를 위한 인터리버의 시뮬레이션 계통도.
 Fig. 7. Simulation block diagram of interleaving for Viterbi decoding.

(127, 45, 106, 172)인 길쌈부호기를 사용하였다. 길쌈부호기는 Daut 등⁽¹³⁾이 사용한 형태를 채택하였다.

시분레이션에서 복호길이는 참고문헌(12)와

비슷하게 $d_T = \lceil \frac{L}{K} \rceil \times 5$ 로 하였다. 여기서 $\lceil x \rceil$ 는 x 보다 작지않은 최소정수를 나타낸다. $r=3/4$, $L=7$ 의 경우 $d_T=15$ 이며 60비트의 채널부호비트들의 길이에 해당한다. III장에서 행의 크기

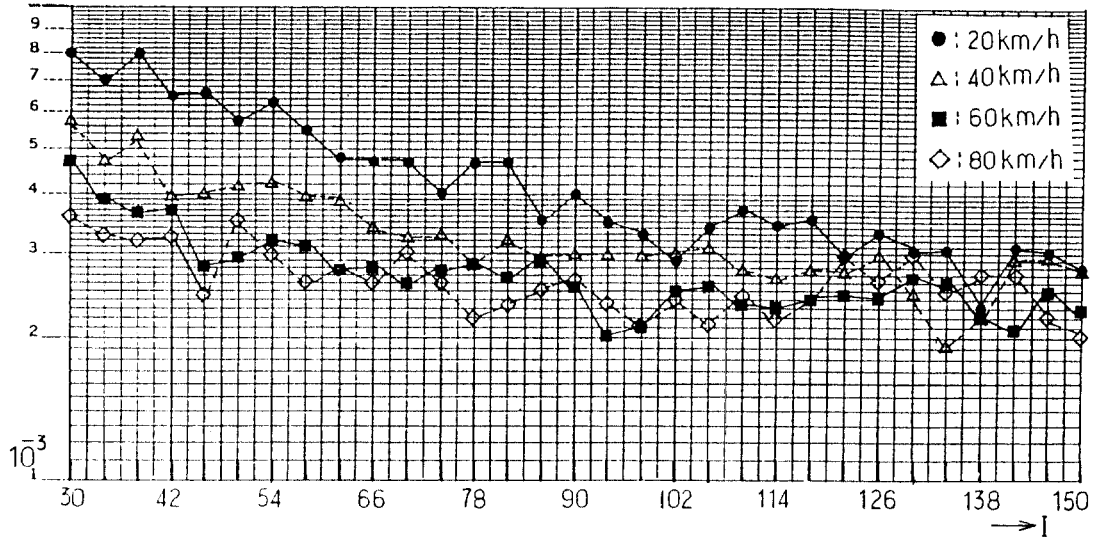


그림 8. 적절한 I값을 위한 비트오류확률(N=62, 전파경로수=34)
Fig. 8. BER for searching of good I, N=62, num.of propagation path=34.

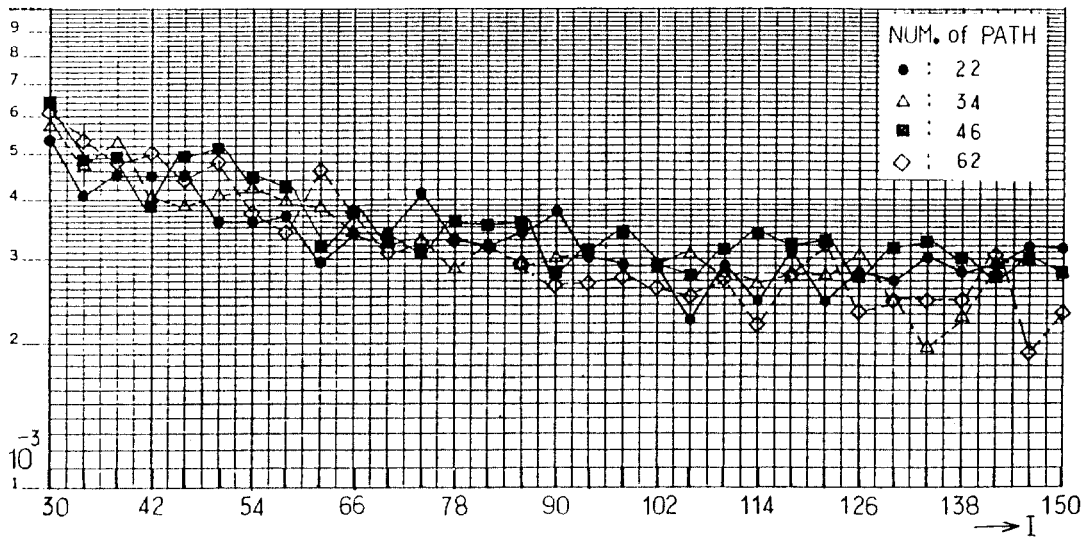


그림 9. 적절한 I값을 위한 비트오류확률(N=40km/h, N=64)
Fig. 9. BER for searching of good I, V=40km/h, N=62.

$N \geq d_T$ 이면 충분하며 N 의 크기에 대하여 인터리버의 성능은 민감하였으므로 $N=61$ 로 고정시켰으며, 수신기의 이동속도와 채널환경을 달리했을 경우 I 에 따른 인터리버의 성능을 고찰하고 버퍼의 크기에 따른 지연과 비트오류의 성능을 고려하여 적절한 I 를 선정한다. 시뮬레이션에서 채널환경을 달리하기 위해서는 시뮬레이션에서 전파경로의 수를 변경시킨다.

그림 8과 9에 시뮬레이션 결과를 나타내었다. 그림 8에서 I 를 증가시키면 인터리버의 성능은 향상되지만 어느 정도의 크기에서 포화가 일어난다. 따라서 버퍼의 지연시간을 고려할때 포화가 시작되는 점에서 I 를 선택하면 된다. I 의 크기는

수신기 속도가 20km/h일때 130, 40km/h일때 86, 60km/h일때 62 그리고 80km/h일때는 46정도가 적절하다. 결과적으로 수신기 속도의 변화에 대해서는 속도가 높을 수록 I 의 크기가 작아 지는데, 이 이유는 수신기 속도가 높을 수록 케어닝율이 저점으로 인접오류의 길이가 짧아지면서 빈번히 타기 때문임을 알 수 있다. 그림 9에 전파경로의 수를 달리할 경우 경로의 수가 22일때 93, 34일때 86, 46일때 90, 그리고 62일때 90정도의 I 가 적절하며 전체적으로 비슷한 결과가 나타난다.

다음은 인터리버의 발달에서 (4)식 사용의 적합성을 조사한다. (4)식을 이용하여 인터리버

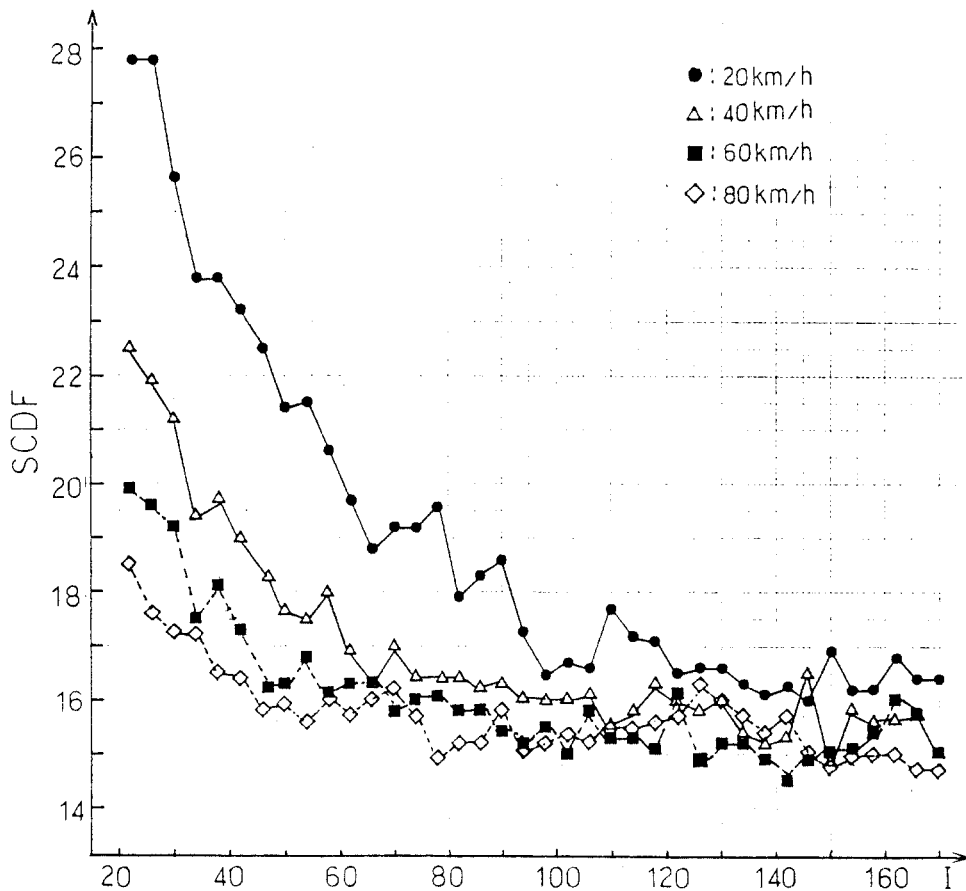


그림 10. 인터리빙된 데이터 일때 대한 누적 확률분포의 합
Fig. 10. Sum of CDF value of interleaved data sequence.

의 성능을 조사하기 위해서는 해당 인터리버의 누적확률분포를 구하고, 이를 그래프로 표시하여 시각적으로 비교해야 하는데 이것은 상당히 번거로운 일이다. 누적 확률분포함수는 단조증가함수이므로 $k=60$ 까지 분포값의 합을 비교하는 것은 그래프를 사용한 비교와 동일하므로, 분포값의 합을 사용하여 인터리버 성능을 비교한다. 식 (4)을 이용하여 분포값의 합(sum of CDF value)을 식(8)과 같이 표현한다.

$$SCDF = \sum_{k=0}^{10} F_x(k) \quad (8)$$

그림 10에 나타난 결과에서 20km/h에서는 138, 40km/h에서는 110, 60 km/h에서는 70, 그리고 80km/h에서는 46 정도의 1가 적절하며, 전체를 보면 그림 8과 비슷한 추세를 보인다. 그러므로 앞장에서 설명한 산발화 측정법은 Viterbi 복호를 위한 인터리버의 발췌에 사용될 수 있다.

CCITT에서는 육상 디지털 이동통신에서 디지털 음성신호 전송의 편도 지연시간을 70ms로 정하고 있다.^[40] 선정된 인터리버의 지연시간은 61×138 의 경우 16kbps 전송율에서 0.526초이므로 비음성 데이터 전송에서는 사용 가능하지만 실시간처리가 요구되는 음성신호 전송의 경우에는 불가능하다. 음성신호 전송의 경우에는 음성 부호화 기법과 채널부호가 결정되면 본 논문에서 제안한 방법을 사용하여 적절한 인터리버를 발췌할 수 있을 것이다.

V. 결 론

레일리 페이딩 채널에서 발생하는 언집에러를 산발화하기 위해 인터리버를 사용한다. 본 논문에서는 레일리페이딩 채널에서의 인터리버의 산발화 특성을 조사하고 길쌈부호의 Viterbi복호법에 적합한 인터리버를 구하였다. 인터리버 산발화의 성능 평가에 error사이의 구간에 따른

확률 분포 특성을 사용하였으며, 컴퓨터 시뮬레이션을 통해 실험적으로 고찰하였다. 그 결과 (1,N)블럭 인터리버의 성능은 버퍼의 행렬크기에 관련되며, 언집오류 길이와 관련된 일의 크기는 민감하나 부호기의 복호능력에 좌우되는 행의 크기에는 민감하게 나타났다. 그리고 이동체 속도가 증가함에 따라 인터리버의 크기가 작아도 산발화할 수 있다.

길쌈부호의 Viterbi복호에 적합한 인터리버 발췌에서는 부호율이 3/4이고 구속장이 7인 길쌈부호에 대해서는 행의 크기를 61로 할 경우 속도가 20km/h에서는 138, 40km/h에서는 86, 60km/h에서는 62, 그리고 80km/h에서는 46 정도의 일의 크기를 갖는 인터리버가 적절하며, 이들은 비슷한 성능을 지닌다. 이동체에 대한 응용을 고려할 경우, 정속일때는 그 속도에 맞는 블럭 인터리버를 선정하여 사용하면 되나, 정속이 아닌 경우에는 두 이동체의 속도정보를 상호 교환하여 인터리버의 크기를 선정하는 시스템이 요구된다. 그러나 낮은 속도에서의 해당 블럭 인터리버를 사용하면 높은 속도에서도 산발화 성능이 그대로 유지되므로, 버퍼의 크기가 커지지만 전 속도범위에 대하여 강인하게 된다.

참 고 문 헌

1. Kamilo Feher, Ed., *Advanced Digital Communication*, New Jersey: Prentice Hall, 1987.
2. K. Otani and et al., "Burst error performance encountered in digitalland mobile radio channel," *IEEE Trans. on Veh. Tech.*, vol. VT 30, pp.156-160, Nov. 1981.
3. Said M. Elhoubi, "Analysis of GMSK with differential detection in land mobile radio channels," *IEEE Trans. on Veh. Tech.*, vol. VT 35, pp.162-167, 1986.
4. H. Suzuki, "Coherent receiver analysis for M ary angle modulation in Rayleigh fading environment," *IEEE Trans. on Veh. Tech.*, vol.VT 25, pp.1075-1083, 1987
5. G.G. Clark, Jr., and J.B. Cain., *Error Correction Coding for Digital Communications*, New York and London: Plenum Press, Chap.8, 1981.

6. J.G. Proakis, *Digital Communications*, New York: McGraw Hill, 1983.

7. P. Melacon and J. Bel, "A characterization of the frequency selective fading of the mobile radio channel," *IEEE Trans. on Veh. Tech.*, vol. VT-35, pp. 153-160, 1986.

8. W.C. Jakes, Ed., *Microsatellite Mobile Communication*, New York: Wiley, 1974.

9. 김재영, "디지털 TDM 이동 무선통신을 위한 PSK 전송 방식에 관한 연구," 박사학위논문, 연세대학교, 1987.

10. LA. Richer, "A Simple Interleave for Use with Viterbi Decoding," *IEEE Trans. on Commun.*, vol. COM-26, pp.106-108, March 1978.

11. A. Viterbi and J. Omura, *Principle of Digital Communication and coding*, New York: McGraw Hill, pp.243-247, 1976.

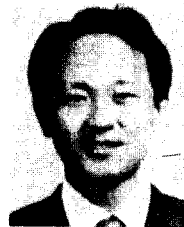
12. S.Lin and D.J. Costello, Jr., *Error Control coding*, Englewood Cliffs, NJ:Prentice-Hill, 1983.

13. D. Daut, J.Moreshino, and L.Wisner, "New short constraint length convolutional code constructions for selected rational rates," *IEEE Trans. on Inform. Theor.*, vol. IT-28, pp.794-800, 1982.

14. Maurizio Decina and Giulio Modena, "CCITT standards on digital speech processing," *IEEE J.Select Areas in Commun.*, vol. SAC-6, pp.227-234, Feb. 1988.



李相坤(Sang Gon LEE) 正會員
1960年 12月 11日生
1986年 2月:慶北大學校 電子工學科 卒業
1988年 2月:慶北大學校 大學院 電子工學科 卒業(工學碩士)
1990年 2月:慶北大學校 大學院 電子工學科 博士課程 終了
1989年 9月~現在:慶北大學校 電子工學科 助教



文相在(Sang Jae MOON) 正會員
1948年 4月 20日生
1968년 2월: 1972년 2월: 韓國大學校 工學部 工業教育科 電子專攻 工學士
1972년 2월~1974년 2월: 韓國大學校 大學院 電子工學科 工學碩士

1980년 9월~1981년 6월: 美國 Univ. of California, L.A. 工學博士(通信工學)
1971년 2월~1974년 10월: 金星電氣株式會社 勤務
1980년 10월~1984년 6월: 美國 Univ. of California, L.A. 研究組員 勤務
1981년 3월~1984년 7월: 美國 Satellite Tech. Management Inc. Consultant 勤務
1981년 7월~1985년 7월: 美國 Univ. of California, L.A. Postdoctor 勤務(Dept. of Elec. Eng.)
1984년 7월~1985년 7월: 美國 OMNINET Corporation Consultant 勤務
1974년 12월~現在: 慶北大學校 工學部 電子工學科 勤務 副教授



錢重仁(Jung In JEON) 正會員
1963年 3月 19日生
1988年 2月:慶北大學校 電子工學科 卒業
1990年 2月:慶北大學校 大學院 電子工學科 卒業(工學碩士)
1990年 1月~現在:韓國(韓國)通信(株) 在職中