จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย
ทุนวิจัย
กองทุนรัชดาภิเษกสมโภช

รายงานผลการวิจัย
เรื่อง

การพัฒนาอัลกอริทึมถอดรหัสเทอร์โบสำหรับช่องสัญญาณแบบมาร์คอฟสองสถานะที่มีสัญญาณรบกวนแบบเกาส์โดยใช้ตัวตรวจวัดเบิรสต์

โดย

สุวิทย์ นาคพีระยุทธ
สัญฉกร วุฒิสิทธิกุลกิจ

เมษายน ๒๕๔๕

สถาบันวิทยบริการ
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

ทุนวิจัย

กองทุนรัชดาภิเษกสมโภช

รายงานผลการวิจัย

การพัฒนาอัลกอริทึมถอดรหัสเทอร์โบสำหรับช่องสัญญาณแบบมาร์คอฟสองสถานะที่มีสัญญาณรบกวนแบบเกาส์โดยใช้ตัวตรวจวัดเบิรสต์

โดย

นายสุวิทย์ นาคพีระยุทธ

ผศ. ดร.ลัญฉกร วุฒิสิทธิกุลกิจ

เมษายน 2545

สถาบันวิทยบริการ
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

กิตติกรรมประกาศ

โครงการนี้ได้รับการสนับสนุนทุนวิจัยจากกองทุนรัชดาภิเษกสมโภช จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย ปีการเงิน 2543 (ครั้งที่ 4) และขอขอบคุณ ผู้ช่วยวิจัย นายพิสิฐ วนิชชานันท์ และ นายวรากร ศรีเชวงทรัพย์ ที่ได้ช่วยเหลือให้งานวิจัยนี้ลุล่วงไปด้วยดี

สถาบันวิทยบริการ
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

เลขหมู่
เลขทะเบียน 011368
วัน,เดือน,ปี 25 พ.ย. 45

ชื่อโครงการวิจัย การพัฒนาอัลกอริทึมถอดรหัสเทอร์โบสำหรับช่องสัญญาณแบบมาร์คอฟสองสถานะที่มีสัญญาณรบกวนแบบเกาส์โดยใช้ตัวตรวจวัดเบิรสต์

ชื่อผู้วิจัย นายสุวิทย์ นาคพีระยุทธ
ผศ. ดร.ลัญฉกร วุฒิสิทธิกุลกิจ

เดือนและปีที่ทำวิจัยเสร็จ เมษายน 2545

บทคัดย่อ

งานวิจัยนี้เสนอระบบถอดรหัสที่ประกอบด้วยเบิรสต์ดีเทกเตอร์และตัวถอดรหัสเทอร์โบสำหรับช่องสัญญาณแบบมาร์คอฟสองสถานะที่มีสัญญาณรบกวนแบบเกาส์ สถานะหนึ่งของช่องสัญญาณมีค่า E_b/N_0 สูงซึ่งจะเรียกว่าสถานะดี ในขณะที่อีกสถานะหนึ่งมีค่า E_b/N_0 ต่ำซึ่งเรียกว่าสถานะเลวหรือเบิรสต์ เนื่องจากสัญญาณรบกวนเป็นแบบเกาส์จึงทำให้ระบบถอดรหัสสามารถใช้ข่าวสารแบบซอฟต์จากช่องสัญญาณได้ ซึ่งจะให้ผลของการถอดรหัสดีกว่าเมื่อเปรียบเทียบกับการใช้แบบจำลองของช่องสัญญาณที่มีอินพุตและเอาต์พุตแบบไบนารี ซึ่งเป็นกรณีที่สัญญาณที่ได้รับการตัดสินว่าเป็นสัญลักษณ์ใดก่อนการถอดรหัส เบิรสต์ดีเทกเตอร์ที่เสนอนี้ทำหน้าที่ประมาณค่าความน่าจะเป็นของสถานะช่องสัญญาณที่เวลาต่าง ๆ และส่งข่าวสารนี้ให้แก่ตัวถอดรหัสเทอร์โบเพื่อปรับค่าฟังก์ชันความน่าเป็นจริง (likelihood function) อย่างเหมาะสมกับสถานะช่องสัญญาณ อัลกอริทึมทั้งที่ใช้ในการถอดรหัสเทอร์โบและที่ใช้ในการตรวจวัดสถานะช่องสัญญาณของเบิรสต์ดีเทกเตอร์จะเป็นแบบ BCJR MAP การประมาณค่าความน่าจะเป็นของการเปลี่ยนสถานะช่องสัญญาณสามารถใช้อัลกอริทึมแบบบอม-เวลช์ ผลที่ได้จากการจำลองแบบการถอดรหัสแสดงให้เห็นว่าสมรรถนะของระบบถอดรหัสที่เสนอนี้ เมื่อวัดเป็นอัตราความผิดพลาดบิต มีค่าดีกว่าสมรรถนะของการถอดรหัสเทอร์โบแบบธรรมดาทุกกรณี

สถาบันวิทยบริการ
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

Project Title	Development of A Turbo Decoding Algorithm for A Two-State Markov Channel with Gaussian Noise using A Burst Detector
Name of The Investigators	Suvit Nakpeerayuth
	Assist. Prof. Dr. Lunchakorn Wuttisittikulkuj
Year	2002

Abstract

In this research, a decoding system comprising a turbo decoder and a burst detector is proposed for a two-state additive white Gaussian noise Markov channel in which one state represents good state with high E_b/N_0 and the other state represents bad state or burst state with low E_b/N_0. As the Gaussian noise model allows soft information from the channel to be used, it enables an improved performance over the commonly used binary-input binary-output channel model in which hard decision of the output is performed before decoding. In the proposed decoding structure, the burst detector is employed to estimate the probabilities of the channel states and pass them on to the turbo decoder, so that these extra informations can assist the turbo decoder to perform a more effective decision for each received symbol by adjusting the likelihood function properly in accordance with the channel states. Two key aspects of this decoding system highlighted in the thesis are as follows. Firstly, only extrinsic information of the channel states should be passed from the burst detector to the turbo decoder. Secondly, the entire information both the intrinsic information and the extrinsic information of the estimated transition probabilities of the channel states should be passed from the Baum-Welch algorithm block to the MAP algorithm block of the burst detector. Through computer simulations, it is found that the performance of this decoding system is clearly more superior to the conventional turbo decoder in all aspects.

ศูนย์วิทยทรัพยากร
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

สารบัญ

หน้า

กิตติกรรมประกาศ ii

บทคัดย่อภาษาไทย iii

บทคัดย่อภาษาอังกฤษ iv

สารบัญ v

สารบัญตาราง vii

สารบัญรูป viii

บัญชีสัญลักษณ์ x

หัวข้อที่

1. คำนำ 1

2. การสำรวจแนวความคิดและงานวิจัยที่เกี่ยวข้อง 2

3. แนวความคิดของงานวิจัยนี้ 3

4. วัตถุประสงค์ของโครงการ 5

5. วิธีการดำเนินการวิจัย 6

6. ผลของการวิจัย 6

6.1 การวิเคราะห์การตรวจวัดสถานะช่องสัญญาณของเบิรสต์ดีเทกเตอร์ 6

6.2 การวิเคราะห์รหัสเทอร์โบ 11

6.2.1 การเข้ารหัสเทอร์โบ 11

6.2.2 การส่งรหัสเทอร์โบผ่านช่องสัญญาณแบบมาร์คอฟ 13

6.2.3 การวิเคราะห์การถอดรหัสเทอร์โบ 14

6.3 การประมาณค่าพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณ 21

6.3.1 การประมาณค่าความน่าจะเป็นของการเปลี่ยนสถานะช่องสัญญาณ 21

6.3.2 การประมาณค่าความแปรปรวนของสัญญาณรบกวน 23

6.4 ระบบถอดรหัสที่เสนอ 24

6.4.1 รายละเอียดของการวนซ้ำในระบบถอดรหัสที่เสนอ 24

6.4.2 การเปรียบเทียบกับการถอดรหัสแบบต่าง ๆ 25

6.5 ผลการทดสอบสมรรถนะของระบบถอดรหัสที่เสนอ 32

6.6 ผลของขนาดบล็อกข้อมูลที่มีต่อสมรรถนะของระบบถอดรหัสที่เสนอ 37

สารบัญ (ต่อ)

หัวข้อที่ หน้า

6.7 สมรรถนะการตรวจวัดเบิรสต์ของเบิรสต์ดีเทกเตอร์ 39

7. บทสรุป 42

8. ข้อเสนอแนะ 43

รายการอ้างอิง 44

สถาบันวิทยบริการ
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

สารบัญตาราง

หน้า

ตารางที่ 1 การถอดรหัสแบบต่าง ๆ ที่ใช้เปรียบเทียบกันในการวิจัย 26

ตารางที่ 2 จำนวนของการคูณที่ใช้ในแต่ละกระบวนการของการถอดรหัสแบบต่าง ๆ 30

ตารางที่ 3 จำนวนของการบวกที่ใช้ในแต่ละกระบวนการของการถอดรหัสแบบต่าง ๆ 30

ตารางที่ 4 จำนวนของการคูณและการบวกที่ใช้ในการถอดรหัสแบบต่าง ๆ เมื่อ $D=2$, $C=2$, และ $M=8$ 31

ตารางที่ 5 การเปรียบเทียบระบบถอดรหัสแบบที่ 3 และ 4 เมื่อกำหนดความซับซ้อนให้ใกล้เคียงกันที่ high $E_b/N_0 = 6$ dB, low $E_b/N_0 = -4$ dB, $P_b = 0.01$ และ $P_g = 0.03$ ($D=2$, $C=2$, $M=2^3=8$) 42

สถาบันวิทยบริการ
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

สารบัญรูป

หน้า

รูปที่ 1 แบบจำลองของช่องสัญญาณแบบมาร์คอฟสองสถานะที่มีสัญญาณรบกวนแบบเกาส์ 4
รูปที่ 2 การส่งข้อมูลผ่านช่องสัญญาณแบบมาร์คอฟสองสถานะที่มีสัญญาณรบกวนแบบเกาส์ 6
รูปที่ 3 การแจกแจงขององค์ประกอบต่าง ๆ ของฟังก์ชันความน่าเป็นจริงที่ใช้ในเบิรสต์ดีเทกเตอร์ 9
รูปที่ 4 การรับและส่งข่าวสารของเบิรสต์ดีเทกเตอร์ 11
รูปที่ 5 การเข้ารหัสเทอร์โบ 12
รูปที่ 6 ตัวอย่างของการเข้ารหัสเทอร์โบที่มีอัตราการเข้ารหัส 1/3 13
รูปที่ 7 การส่งรหัสเทอร์โบผ่านช่องสัญญาณแบบมาร์คอฟ 13
รูปที่ 8 การแจกแจงขององค์ประกอบต่าง ๆ ของฟังก์ชันความน่าเป็นจริงที่ใช้ในตัวถอดรหัสเทอร์โบ 17
รูปที่ 9 ตัวถอดรหัสเทอร์โบที่มีอัตราการเข้ารหัส 1/3 20
รูปที่ 10 โครงสร้างของตัวถอดรหัสย่อย 20
รูปที่ 11 โครงสร้างของระบบถอดรหัสที่เสนอและการประมาณค่าพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณ 24
รูปที่ 12 สมรรถนะของระบบถอดรหัสต่าง ๆ เมื่อขนาดของบล็อกข้อมูลเป็น 300 บิต ค่า $P_b = 0.1$ และ $P_g = 0.3$ 34
รูปที่ 13 สมรรถนะของระบบถอดรหัสต่าง ๆ เมื่อขนาดของบล็อกข้อมูลเป็น 300 บิต ค่า $P_b = 1/30$ และ $P_g = 0.1$ 34
รูปที่ 14 สมรรถนะของระบบถอดรหัสต่าง ๆ เมื่อขนาดของบล็อกข้อมูลเป็น 300 บิต ค่า $P_b = 0.01$ และ $P_g = 0.03$ 35
รูปที่ 15 สมรรถนะของระบบถอดรหัสต่าง ๆ เมื่อขนาดของบล็อกข้อมูลเป็น 2400 บิต ค่า $P_b = 0.1$ และ $P_g = 0.3$ 35
รูปที่ 16 สมรรถนะของระบบถอดรหัสต่าง ๆ เมื่อขนาดของบล็อกข้อมูลเป็น 2400 บิต ค่า $P_b = 1/30$ และ $P_g = 0.1$ 36

สารบัญรูป (ต่อ)

หน้า

รูปที่ 17 สมรรถนะของระบบถอดรหัสต่าง ๆ เมื่อขนาดของบล็อกข้อมูลเป็น 2400 บิต ค่า $P_b = 0.01$ และ $P_g = 0.03$ 36

รูปที่ 18 การเปรียบเทียบสมรรถนะของระบบถอดรหัสที่เสนอเมื่อไม่ทราบพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณ โดยบล็อกข้อมูลมีขนาดเป็น 300, 900 และ 2400 บิต ค่า $P_b = 0.1$ และ $P_g = 0.3$ 38

รูปที่ 19 การเปรียบเทียบสมรรถนะของระบบถอดรหัสที่เสนอเมื่อไม่ทราบพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณ โดยบล็อกข้อมูลมีขนาดเป็น 300, 900 และ 2400 บิต ค่า $P_b = 1/30$ และ $P_g = 0.1$ 38

รูปที่ 20 การเปรียบเทียบสมรรถนะของระบบถอดรหัสที่เสนอเมื่อไม่ทราบพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณโดยบล็อกข้อมูลมีขนาดเป็น 300, 900 และ 2400 บิต ค่า $P_b = 0.01$ และ $P_g = 0.03$ 39

รูปที่ 21 การเปรียบเทียบสมรรถนะของเบิรสต์ดีเทกเตอร์เมื่อทราบและไม่ทราบพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณโดยบล็อกข้อมูลมีขนาดเป็น 2400 บิต และ (P_b, P_g) มีค่าเป็น (0.1, 0.3), (1/30, 0.1) และ (0.01, 0.03) 40

รูปที่ 22 การเปรียบเทียบสมรรถนะของเบิรสต์ดีเทกเตอร์เมื่อไม่ทราบพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณโดยบล็อกข้อมูลมีขนาดเป็น 300, 900 และ 2400 บิต และ (P_b, P_g) มีค่าเป็น (0.1, 0.3), (1/30, 0.1) และ (0.01, 0.03) 41

สถาบันวิทยบริการ
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

บัญชีสัญลักษณ์

u_n	บิตข้อมูลที่ n
O_i	สิ่งที่สังเกตของตัวเข้ารหัสย่อยที่ i
π_i	ฟังก์ชันอินเตอร์ลีฟเวอร์สำหรับตัวเข้ารหัสย่อยที่ i
λ	ฟังก์ชันอินเตอร์ลีฟเวอร์ช่องสัญญาณ
Z_k	สัญลักษณ์อินพุตของช่องสัญญาณที่เวลา k
R_k	สัญญาณที่ได้รับของสัญลักษณ์อินพุต Z_k ที่เวลา k
$\tilde{Z}_k$	สัญญาณของ Z_k
Δ	เซตของสัญลักษณ์ที่ถูกส่งเข้าไปยังอินพุตของช่องสัญญาณ
d	สมาชิกของ Δ
Θ	เซตของสถานะช่องสัญญาณ
D	จำนวนสถานะช่องสัญญาณ หรือจำนวนสมาชิกของ Θ
q	สมาชิกของ Θ
q′	สมาชิกของ Θ
ζ_i	เซตของสถานะตัวเข้ารหัสย่อยที่ i
M	จำนวนสถานะของตัวเข้ารหัสย่อย หรือจำนวนสมาชิกของ ζ_i สำหรับกรณีที่จำนวนสถานะของตัวเข้ารหัสย่อยทุกตัวมีค่าเท่ากัน
C	จำนวนของตัวเข้ารหัสย่อย
s	สมาชิกของ ζ_i
s′	สมาชิกของ ζ_i
$S_{i,n}$	สถานะของตัวเข้ารหัสย่อยที่ i ที่เวลา n
B_k	สถานะช่องสัญญาณที่เวลา k
C_R	อัตราการเข้ารหัส
E_b	พลังงานต่อหนึ่งบิตข้อมูล
E_S	พลังงานต่อหนึ่งสัญลักษณ์ที่ส่งผ่านช่องสัญญาณ
N_0	ความหนาแน่นสเปกตรัมกำลังของสัญญาณรบกวนแบบความถี่ข้างเดียว
low E_b / N_0	อัตราส่วนของพลังงานเฉลี่ยต่อบิตข้อมูลต่อความหนาแน่นสเปกตรัมกำลังของสัญญาณรบกวนเมื่อช่องสัญญาณอยู่ในสถานะเลวและความแปรปรวนของสัญญาณรบกวนไม่อยู่ขึ้นกับอินพุต

ศูนย์วิทยบริการ
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

บัญชีสัญลักษณ์ (ต่อ)

high E_b / N_0	อัตราส่วนของพลังงานเฉลี่ยต่อบิตข้อมูลต่อความหนาแน่นสเปกตรัมกำลังของสัญญาณรบกวนเมื่อช่องสัญญาณอยู่ในสถานะดีและความแปรปรวนของสัญญาณรบกวนไม่ขึ้นอยู่กับอินพุต
$\sigma^2_{q,d}$	แทนความแปรปรวนแบบนอร์แมลไลซ์ของสัญญาณรบกวนแบบเกาส์เมื่อช่องสัญญาณอยู่ในสถานะ q และอินพุตเป็น d
σ^2_q	ความแปรปรวนแบบนอร์แมลไลซ์ของสัญญาณรบกวนแบบเกาส์เมื่อช่องสัญญาณอยู่ในสถานะ q และความแปรปรวนของสัญญาณรบกวนไม่ขึ้นอยู่กับอินพุต
$\overline{\sigma}^2_q$	ค่าประมาณของ σ^2_q
σ^2_{bad}	ความแปรปรวนแบบนอร์แมลไลซ์ของสัญญาณรบกวนแบบเกาส์เมื่อช่องสัญญาณอยู่ในสถานะเลวและความแปรปรวนของสัญญาณรบกวนไม่ขึ้นอยู่กับอินพุต
σ^2_{good}	ความแปรปรวนแบบนอร์แมลไลซ์ของสัญญาณรบกวนแบบเกาส์เมื่อช่องสัญญาณอยู่ในสถานะดีและความแปรปรวนของสัญญาณรบกวนไม่ขึ้นอยู่กับอินพุต
$SP(Z_{k_1}^{k_2})$	ลำดับของฟังก์ชันความน่าจะเป็น (sequence of probability mass functions) ของอินพุตที่เวลา k_1 ถึงเวลา k_2
P_b	ความน่าจะเป็นของการเปลี่ยนสถานะจากสถานะดีไปยังสถานะเลว
P_g	ความน่าจะเป็นของการเปลี่ยนสถานะจากสถานะเลวไปยังสถานะดี
$\overline{P}(B_k = q \mid B_{k-1} = q')$	ค่าประมาณของความน่าจะเป็นของการเปลี่ยนจากสถานะ q' ไปยังสถานะ q
$P(good_state)$	ความน่าจะเป็นที่ช่องสัญญาณจะอยู่ในสถานะดีเมื่อเกิดสภาวะคงตัว
$P(bad_state)$	ความน่าจะเป็นที่ช่องสัญญาณจะอยู่ในสถานะเลวเมื่อเกิดสภาวะคงตัว
$L(B_k)$	ข่าวสารรวมหรือฟังก์ชันลอการิทึมของอัตราส่วนไลก์ลิฮูดของสถานะช่องสัญญาณที่เวลา k
$L_{channel}(B_k)$	ข่าวสารจากช่องสัญญาณของสถานะช่องสัญญาณที่เวลา k
$L_{ext}(B_k)$	ข่าวสารเอกซ์ทรินซิกของสถานะช่องสัญญาณที่เวลา k
$L^i(u_n)$	ข่าวสารรวมหรือฟังก์ชันลอการิทึมของอัตราส่วนไลก์ลิฮูดของบิตข้อมูลที่ n จากตัวถอดรหัสย่อยที่ i

บัญชีสัญลักษณ์ (ต่อ)

$L^i_{priori}(u_n)$	ข่าวสารพริออริของบิตข้อมูลที่ n จากตัวถอดรหัสย่อยที่ i
$L^i_{channel}(u_n)$	ข่าวสารจากช่องสัญญาณของบิตข้อมูลที่ n จากตัวถอดรหัสย่อยที่ i
$L^i_{ext}(u_n)$	ข่าวสารเอกซ์ทรินซิกของบิตข้อมูลที่ n จากตัวถอดรหัสย่อยที่ i
$L^i(X_{i,n})$	ข่าวสารรวมหรือฟังก์ชันลอการิทึมของอัตราส่วนไลก์ลิฮูดของบิตพาริตีที่ n ของตัวเข้ารหัสย่อยที่ i
$L^i_{channel}(X_{i,n})$	ข่าวสารจากช่องสัญญาณของบิตพาริตีที่ n ของตัวเข้ารหัสย่อยที่ i
$L^i_{ext}(X_{i,n})$	ข่าวสารเอกซ์ทรินซิกของบิตพาริตีที่ n ของตัวเข้ารหัสย่อยที่ i
$L(B_k \mid B_{k-1} = q')$	ข่าวสารรวมของการประมาณค่าความน่าจะเป็นของการเปลี่ยนสถานะช่องสัญญาณ
$L_{priori}(B_k \mid B_{k-1} = q')$	ข่าวสารพริออริของการประมาณค่าความน่าจะเป็นของการเปลี่ยนสถานะช่องสัญญาณ
$L_{ext}(B_k \mid B_{k-1} = q')$	ข่าวสารเอกซ์ทรินซิกของการประมาณค่าความน่าจะเป็นของการเปลี่ยนสถานะช่องสัญญาณ
$a_k(q)$	ความน่าจะเป็นที่ช่องสัญญาณจะอยู่ในสถานะ q ที่เวลา k เมื่อกวาดไปข้างหน้าบนแผนภาพเทรลลิส
$b_k(q)$	ความน่าจะเป็นที่ช่องสัญญาณจะอยู่ในสถานะ q ที่เวลา k เมื่อกวาดจากข้างหลังบนแผนภาพเทรลลิส
$c_k(q',q)$	ฟังก์ชันเมทริกสาขาของการเปลี่ยนจากสถานะ q′ ไปยังสถานะ q ที่เวลา k ของช่องสัญญาณ
$\alpha_{i,n}(s)$	ความน่าจะเป็นที่ตัวเข้ารหัสย่อยที่ i จะอยู่ในสถานะ s ที่เวลา n เมื่อกวาดไปข้างหน้าบนแผนภาพเทรลลิส
$\beta_{i,n}(s)$	ความน่าจะเป็นที่ตัวเข้ารหัสย่อยที่ i จะอยู่ในสถานะ s ที่เวลา n เมื่อกวาดจากข้างหลังบนแผนภาพเทรลลิส
$\gamma_{i,n}(s',s)$	ฟังก์ชันเมทริกสาขาของการเปลี่ยนจากสถานะ s′ ไปยังสถานะ s ที่เวลา n ของตัวเข้ารหัสย่อยที่ i

1. คำนำ

ในปัจจุบันอุปกรณ์สื่อสารแบบไร้สายทวีบทบาทความสำคัญในระบบโทรคมนาคมมากขึ้น เนื่องจากพกพาสะดวก สามารถนำไปใช้งานในที่ต่าง ๆ ได้ภายในขอบเขตของการให้บริการ การวิจัยและพัฒนาระบบสื่อสารแบบไร้สายจึงได้รับความสนใจอย่างมากเพื่อที่จะปรับปรุงประสิทธิภาพให้รองรับการบริการต่าง ๆ ที่จะมีมากขึ้นในอนาคต ปัญหาที่สำคัญอย่างหนึ่งของการวิจัยและพัฒนาก็คือทำอย่างไรจึงจะส่งข้อมูลให้ภาครับได้อย่างถูกต้องในสภาพแวดล้อมที่ไม่แน่นอนของตัวกลางที่เป็นอากาศ ด้วยเหตุนี้จึงมีความจำเป็นที่จะต้องนำการเข้ารหัสช่องสัญญาณ (channel coding) มาใช้เพื่อลดความผิดพลาดในการส่งข้อมูลให้อยู่ในระดับที่ยอมรับได้และใช้งานได้

การเข้ารหัสช่องสัญญาณ (channel coding) เป็นวิธีการอย่างหนึ่งที่ใช้สำหรับลดอัตราความผิดพลาดในการส่งข้อมูล โดยอาศัยการเพิ่มจำนวนบิตพิเศษผนวกเข้ากับบิตข้อมูลแต่ละบล็อก ผลที่ได้นี้จะถูกเรียกว่าคำรหัส เมื่อปลายทางได้รับคำรหัส ปลายทางก็จะต้องถอดรหัสเพื่อหาข้อมูลจริง ๆ ที่ได้ถูกส่งมา วิธีการของการถอดรหัสที่นิยมกันอย่างหนึ่งก็คือการเปรียบเทียบคำรหัสที่ได้รับกับคำรหัสที่เป็นไปได้ทั้งหมด เพื่อหาว่าต้นทางน่าจะส่งคำรหัสใดมา และจากคำรหัสที่ถอดได้นี้ก็จะสามารถถอดข้อมูลได้ในที่สุด เนื่องจากวิธีการถอดรหัสแบบนี้เป็นการค้นหาคำรหัสทั้งหมดที่เป็นไปได้ จึงทำให้อัตราความผิดพลาดของการถอดรหัสมีค่าต่ำที่สุด

เป็นที่ทราบกันดีว่าถ้าจะต้องการลดอัตราความผิดพลาดของข้อมูลก็จะต้องเพิ่มขนาดของคำรหัส แต่เนื่องจากความซับซ้อนและเวลาที่ใช้ของวิธีการถอดรหัสดังที่กล่าวข้างต้นเป็นสัดส่วนกับเลขยกกำลังของความยาวของคำรหัส จึงทำให้ความซับซ้อนและเวลาที่ใช้ในการถอดรหัสเพิ่มขึ้นอย่างมากมายเมื่อคำรหัสมีความยาวมากขึ้น ดังนั้นสมรรถนะของการเข้าและถอดรหัสช่องสัญญาณในอดีตที่ผ่านมาจึงถูกจำกัดด้วยความซับซ้อนและเวลาที่ใช้ในการถอดรหัส

ในปี ค.ศ. 1993 ทีมนักวิจัยซึ่งประกอบด้วย C. Berrou, A. Glavieux, และ P. Thitimajshima [1] ได้เสนอรหัสแบบใหม่ที่ชื่อว่ารหัสเทอร์โบ ในรายงานการประชุมวิชาการ IEEE International Conference on Communications ที่เมืองเจนีวา ประเทศสวิตเซอร์แลนด์ รหัสเทอร์โบนี้สามารถให้สมรรถนะเข้าใกล้ขีดจำกัดของแชนนอน (Shannon limit) ด้วยวิธีการเข้าและถอดรหัสอย่างง่าย ๆ ไม่ซับซ้อน โดยตัวเข้ารหัสเทอร์โบจะประกอบด้วยตัวเข้ารหัสย่อยแบบคอนโวลูชันที่มีการป้อนกลับตั้งแต่สองตัวขึ้นไปมาต่อแบบขนานกันด้วยวงจรอินเตอร์ลีฟเวอร์ และตัวถอดรหัสประกอบด้วยตัวถอดรหัสย่อยเป็นจำนวนเท่ากับตัวเข้ารหัสคอนโวลูชัน โดยตัวถอดรหัสย่อยแต่ละตัวจะถอดรหัสทีละบิต และเมื่อถอดรหัสเสร็จแล้วก็จะส่งข่าวสารของบิตข้อมูลเหล่านี้ให้กับตัวถอดรหัสย่อยอื่น ๆ เพื่อถอดรหัสต่อไป การถอดรหัสจะดำเนินไปเช่นนี้จนกว่าข่าวสารของบิตข้อมูลทั้งหมดลู่เข้า ด้วยวิธีเช่นนี้ความ

ซับซ้อนของการถอดรหัสจะแปรผันกับความยาวของคำรหัส การเข้ารหัสเทอร์โบสามารถให้อัตราความผิดพลาดบิตที่ต่ำ แม้ว่าอัตราส่วนกำลังของสัญญาณต่อสัญญาณรบกวนจะมีค่าน้อย เมื่อเปรียบเทียบกับการเข้ารหัสแบบอื่น ๆ ที่ระดับของความซับซ้อนในการเข้าและถอดรหัสที่ใกล้เคียงกัน ด้วยเหตุนี้ในปัจจุบันการเข้ารหัสเทอร์โบจึงได้รับความนิยมอย่างมากสำหรับการเข้ารหัสช่องสัญญาณ และรหัสเทอร์โบยังได้ถูกบรรจุเข้าเป็นมาตรฐานของการเข้ารหัสในระบบการสื่อสารแบบไร้สายในยุคที่ 3

เนื่องจากอุปกรณ์สื่อสารแบบไร้สายไม่ได้ถูกใช้งานสูงจากพื้นโลกมากนัก จึงทำให้ไม่เพียงแต่จะได้รับการแทรกสอดจากสัญญาณของผู้ใช้รายอื่นเท่านั้น แม้แต่สัญญาณจากผู้ใช้รายเดียวกันก็ยังสามารถแทรกสอดกันได้ที่ภาครับ เนื่องจากคลื่นอาจเดินทางสะท้อนจากวัตถุต่าง ๆ เช่น อาคาร พื้นดิน หรืออาจจะหักเหจากชั้นบรรยากาศก่อนจะเดินทางมายังภาครับ สัญญาณของผู้ใช้รายเดียวกันที่มาจากวิถีที่แตกต่างกันนี้จะไปแทรกสอดกันทำให้อัตราส่วนกำลังของสัญญาณต่อสัญญาณรบกวนมีการเปลี่ยนแปลงตามเวลา และเป็นผลให้อัตราความผิดพลาดของข้อมูลที่ได้รับมีการเปลี่ยนแปลงตามเวลาด้วย

ในระบบสื่อสารแบบไร้สาย เหตุการณ์ที่อัตราส่วนกำลังของสัญญาณต่อสัญญาณรบกวนมีค่าต่ำ มักจะเกิดขึ้นอย่างต่อเนื่อง ทำให้การส่งข้อมูลในช่วงนี้มีโอกาสเกิดความผิดพลาดติดกันเป็นช่วงยาว การแก้ไขความผิดพลาดเช่นนี้ด้วยการเข้ารหัสโดยทั่วไปมักจะทำได้อย่างไม่มีประสิทธิภาพ เนื่องจากการเข้ารหัสโดยทั่วไปถูกออกแบบให้แก้ไขความผิดพลาดแบบสุ่ม (random error) ดังนั้นจึงมีความจำเป็นต้องสลับลำดับของคำรหัสที่ต้องการส่งด้วยวงจรอินเตอร์ลีฟเวอร์ และที่ภาครับก็ต้องสลับลำดับของคำรหัสที่ได้รับ ให้กลับคืนมาดังเดิมด้วยวงจรดีอินเตอร์ลีฟเวอร์ ก่อนที่จะนำไปถอดรหัส ด้วยวิธีการเช่นนี้ความผิดพลาดก็จะถูกกระจายออก ไม่กระจุกตัวอยู่ด้วยกัน ทำให้การเข้าและถอดรหัสสามารถกระทำได้อย่างมีประสิทธิผล อย่างไรก็ดีเมื่ออัตราส่วนกำลังของสัญญาณต่อสัญญาณรบกวนมีค่าต่ำมากหรือเกิดขึ้นเป็นระยะเวลานาน ก็อาจทำให้สมรรถนะของการเข้าและถอดรหัสที่ได้ด้อยลง ไม่ดีเพียงพอสำหรับการใช้งาน จึงทำให้มีแนวคิดที่จะนำข่าวสารจากช่องสัญญาณมาใช้ เพื่อเพิ่มสมรรถนะการถอดรหัสให้ดีขึ้น

2. การสำรวจแนวความคิดและงานวิจัยที่เกี่ยวข้อง

จากงานวิจัยที่ผ่านมาการวิเคราะห์ความผิดพลาดที่เกิดจากช่องสัญญาณที่มีค่าอัตราส่วนกำลังของสัญญาณต่อสัญญาณรบกวนเปลี่ยนแปลงตามเวลา มักใช้แบบจำลองแบบมาร์คอฟ (Markov model) ที่มีจำนวนสถานะจำกัด โดยที่ทั้งอินพุตและเอาต์พุตของช่องสัญญาณเป็นแบบไบนารี [2-5] สถานะที่แตกต่างกันจะให้อัตราความผิดพลาดในการส่งข้อมูลที่ไม่เหมือนกัน แบบจำลองนี้เป็นกรณีที่เอาต์พุต

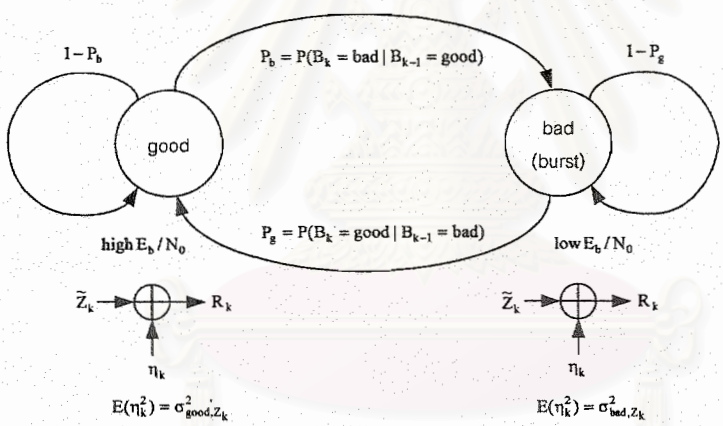
ของช่องสัญญาณได้รับการตัดสินว่าสัญลักษณ์ที่ถูกส่งมาเป็นศูนย์หรือหนึ่งก่อนการถอดรหัส เราเรียกการตัดสินใจแบบนี้ว่า การตัดสินแบบฮาร์ด (hard decision) สำหรับเอาต์พุตของช่องสัญญาณ การตัดสินแบบนี้ก่อนการถอดรหัสจะทำให้ข่าวสารบางส่วนจากช่องสัญญาณสูญหายไป งานวิจัยในเอกสารอ้างอิง [2-3] และ [5] กล่าวถึงตัวถอดรหัสที่มีการป้อนกลับ (decision feedback decoder) ซึ่งจะใช้การตัดสินของสัญลักษณ์ก่อนหน้าเพื่อประมาณความน่าจะเป็นของความผิดพลาดของสัญลักษณ์ (symbol error probability) ตัวต่อไปเพื่อลดความผิดพลาดของสัญลักษณ์ที่เกิดขึ้นจากช่องสัญญาณแบบมาร์คอฟที่มีจำนวนสถานะจำกัด โดยที่ทั้งอินพุตและเอาต์พุตเป็นแบบไบนารี วิธีการนี้มีข้อเสียเมื่อเกิดความผิดพลาดของสัญลักษณ์ติดต่อกันมาก และโดยเฉพาะเมื่อกำลังของสัญญาณรบกวนมีค่าสูงจะทำให้ความผิดพลาดของการถอดรหัสเกิดการแพร่กระจาย (error propagation) [4]

งานวิจัยในเอกสารอ้างอิง [4] ได้เสนอการถอดรหัสที่รวมแผนภาพเทรลลิส (trellis diagram) ของตัวเข้ารหัสและช่องสัญญาณเข้าด้วยกัน และเรียกแผนภาพนี้ว่า แผนภาพซูเปอร์เทรลลิส (super trellis diagram) ถึงแม้ว่าวิธีการนี้จะสามารถลดความผิดพลาดได้ แต่ก็ทำให้การถอดรหัสมีความซับซ้อนมาก งานวิจัยในเอกสารอ้างอิง [6] ได้เสนอให้แยกการตรวจวัดสถานะของช่องสัญญาณออกจากตัวถอดรหัสเทอร์โบ จึงทำให้ความซับซ้อนของการถอดรหัสเพิ่มขึ้นไม่มากนักเมื่อเปรียบเทียบกับงานวิจัยใน [4] โดยที่แบบจำลองของช่องสัญญาณเป็นแบบมาร์คอฟที่มีจำนวนสถานะจำกัดและมีสัญญาณรบกวนแบบเกาส์ ซึ่งทำให้ตัวถอดรหัสสามารถใช้ข่าวสารแบบซอฟต์ (soft information) จากช่องสัญญาณได้ อย่างไรก็ดี วิธีของการวิเคราะห์ในงานวิจัยดังกล่าวไม่สามารถตัดข่าวสารที่เรียกว่าข่าวสารอินทรินซิก (intrinsic information) ออกจากข่าวสารของการตรวจวัดสถานะของช่องสัญญาณ ข่าวสารดังกล่าวจึงถูกป้อนกลับเข้าไปในตัวถอดรหัสเทอร์โบทำให้เกิดความซ้ำซ้อนของข่าวสารที่ใช้ในการถอดรหัส และยังทำให้การลู่เข้า (convergence) ของการถอดรหัสต้องใช้จำนวนรอบในการวนซ้ำมากกว่าที่จำเป็น และเป็นที่ทราบกันดีว่าถ้าไม่ตัดข่าวสารอินทรินซิกออกก็จะทำให้สมรรถนะของการถอดรหัสไม่เข้าใกล้สมรรถนะที่เหมาะที่สุด (optimal performance) [1, 9-12] ดังนั้นในงานวิจัยนี้จึงเสนอวิธีการวิเคราะห์ที่สามารถแยกข่าวสารดังกล่าวออกไป เพื่อให้ตัวถอดรหัสเทอร์โบและตัวตรวจวัดสถานะช่องสัญญาณสามารถแลกเปลี่ยนเฉพาะข่าวสารเอกซ์ทรินซิกได้

3. แนวความคิดของงานวิจัยนี้

งานวิจัยนี้เสนอให้นำข่าวสารของสถานะช่องสัญญาณมาใช้ปรับปรุงสมรรถนะของการถอดรหัสเทอร์โบ โดยให้ช่องสัญญาณมีแบบจำลองเป็นแบบมาร์คอฟสองสถานะที่มีสัญญาณรบกวนแบบเกาส์ ดังรูปที่ 1 และกำหนดให้ไม่มีการแทรกสอดระหว่างสัญลักษณ์ (intersymbol

interference) โดยสถานะหนึ่งแทนสถานะที่ช่องสัญญาณมีขนาดกำลังของสัญญาณรบกวนต่ำ ซึ่งจะเรียกว่า สถานะดี (good state) ในขณะที่อีกสถานะหนึ่งแทนสถานะที่ช่องสัญญาณมีขนาดกำลังของสัญญาณรบกวนสูงซึ่งเรียกว่า สถานะเลว (bad state) หรือเบิรสต์ (burst) ความน่าจะเป็นของการเปลี่ยนสถานะช่องสัญญาณถูกกำหนดให้ไม่เปลี่ยนแปลงตามเวลาเช่นเดียวกับงานวิจัยที่ผ่านมา [2-6] ตัวที่ทำหน้าที่ตรวจวัดสถานะของช่องสัญญาณเรียกว่า เบิรสต์ดีเทกเตอร์ (burst detector) เนื่องจากแบบจำลองของสัญญาณรบกวนเป็นแบบเกาส์ จึงทำให้เอาต์พุตของช่องสัญญาณที่ใช้นี้มีความต่อเนื่อง ซึ่งจะใช้เป็นอินพุตแบบซอฟต์ (soft input) ป้อนให้แก่ตัวถอดรหัสเทอร์โบและเบิรสต์ดีเทกเตอร์ และเช่นเดียวกันเอาต์พุตหรือข่าวสารที่ได้จากการตัดสินของตัวถอดรหัสเทอร์โบและเบิรสต์ดีเทกเตอร์ก็จะเป็นแบบซอฟต์เพื่อป้อนให้แก่กันสำหรับการทำงานในรอบถัดไปในงานวิจัยนี้ได้หาวิธีวิเคราะห์ทางคณิตศาสตร์ที่สามารถตัดข่าวสารแบบอินทรินซิกออกจากข่าวสารของตัวถอดรหัสเทอร์โบและเบิรสต์ดีเทกเตอร์ จึงทำให้สามารถแลกเปลี่ยนเฉพาะแต่ข่าวสารเอกซ์ทรินซิกเท่านั้น



รูปที่ 1 แบบจำลองของช่องสัญญาณแบบมาร์คอฟสองสถานะที่มีสัญญาณรบกวนแบบเกาส์

เนื่องจากการตรวจวัดสถานะช่องสัญญาณของเบิรสต์ดีเทกเตอร์อาศัยแบบจำลองของช่องสัญญาณแบบมาร์คอฟแยกจากตัวถอดรหัสเทอร์โบ จึงทำให้ไม่ต้องแก้ไขโครงสร้างของตัวถอดรหัสเทอร์โบมากนัก แต่ต้องหาวิธีวิเคราะห์ที่ทำให้ตัวถอดรหัสเทอร์โบสามารถนำข่าวสารการตรวจวัดสถานะช่องสัญญาณไปใช้งานได้ ข่าวสารนี้จะบอกว่าช่องสัญญาณอยู่ในสถานะใดด้วยความน่าจะเป็นเท่าไร ซึ่งทำให้ตัวถอดรหัสทราบว่าสัญญาณที่ได้รับจากช่องสัญญาณในเวลานั้นมีความเชื่อถือได้มากน้อยเพียงใด เป็นผลให้ตัวถอดรหัสเทอร์โบสามารถตัดสินบิตข้อมูลได้ดีขึ้น และเนื่องจากสถานะต่าง ๆ ของช่องสัญญาณมีค่าความแปรปรวนของสัญญาณรบกวนที่แตกต่างกัน นั่นหมายความว่าการถอดรหัส

เทอร์โบที่เสนอนี้ใช้ค่าความแปรปรวนของสัญญาณรบกวนที่แตกต่างกันสำหรับสัญญาณแต่ละสัญญาณของสัญลักษณ์ที่ได้รับ ซึ่งแตกต่างจากการถอดรหัสเทอร์โบแบบดั้งเดิมที่ใช้ค่าความแปรปรวนของสัญญาณรบกวนเท่ากันตลอดในการถอดรหัส [1]

4. <u>วัตถุประสงค์ของโครงการ</u>

- เพื่อศึกษา ปรับปรุง และหาวิธีลดความผิดพลาดของการถอดรหัสเทอร์โบร่วมกับเบิรสต์ดีเทกเตอร์ (burst detector) สำหรับช่องสัญญาณแบบมาร์คอฟสองสถานะที่มีสัญญาณรบกวนแบบเกาส์ (two state Markov channel with additive white Gaussian noise)
- เพื่อพัฒนาโปรแกรมคอมพิวเตอร์สำหรับจำลองการทำงานของการถอดรหัสเทอร์โบร่วมกับเบิรสต์ดีเทกเตอร์เมื่อส่งข้อมูลผ่านช่องสัญญาณแบบมาร์คอฟสองสถานะที่มีสัญญาณรบกวนแบบเกาส์
- ทดสอบสมรรถนะของวิธีการถอดรหัสที่เสนอขึ้นเปรียบเทียบกับระบบที่ไม่มีการใช้เบิรสต์ดีเทกเตอร์โดยอาศัยโปรแกรมคอมพิวเตอร์ที่พัฒนาขึ้น

5. <u>วิธีการดำเนินการวิจัย</u>

1 ศึกษาอัลกอริทึมที่ใช้ในการถอดรหัสเทอร์โบแบบต่าง ๆ ได้แก่ BCJR MAP (Bahl, Cocke, Jelinek, and Raviv Maximum A posteriori Probability algorithm) [7], Max-Log MAP [15] และ SOVA (Soft Output Viterbi Algorithm) [13-14]

2 หาวิธีวิเคราะห์ทางคณิตศาสตร์ และพัฒนาอัลกอริทึมสำหรับการถอดรหัสเทอร์โบ โดยใช้ซอฟต์เอาต์พุตจากการตรวจวัดเบิรสต์สำหรับช่องสัญญาณแบบมาร์คอฟสองสถานะที่มีสัญญาณรบกวนแบบเกาส์

3 เขียนโปรแกรมจำลองการทำงานส่วนต่าง ๆ ทั้งหมดของระบบ เพื่อใช้ทดสอบสมรรถนะของอัลกอริทึมสำหรับการถอดรหัสเทอร์โบร่วมกับการตรวจวัดเบิรสต์สำหรับช่องสัญญาณในข้อ 2 โดยใช้ภาษาซี

4 เปรียบเทียบสมรรถนะของอัลกอริทึมที่ได้ในข้อ 3 กับสมรรถนะของการถอดรหัสเทอร์โบที่ไม่ได้ใช้การตรวจวัดเบิรสต์โดยวัดเป็นอัตราความผิดพลาดบิต และวิเคราะห์ผลที่ได้

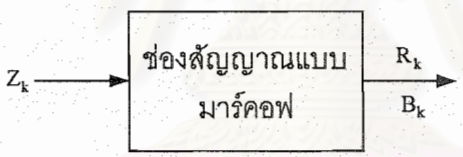
5 จัดทำเอกสารการวิจัยฉบับสมบูรณ์

6. ผลของการวิจัย

หัวข้อนี้แสดงผลของการวิจัยซึ่งประกอบด้วย การวิเคราะห์การตรวจวัดสถานะช่องสัญญาณของเบิรสต์ดีเทกเตอร์ การวิเคราะห์รหัสเทอร์โบ การประมาณค่าพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณ ระบบถอดรหัสที่เสนอ การทดสอบสมรรถนะของระบบถอดรหัสที่เสนอ ผลของขนาดบล็อกข้อมูลที่มีต่อสมรรถนะของระบบถอดรหัสที่เสนอ และสมรรถนะการตรวจวัดเบิรสต์ของเบิรสต์ดีเทกเตอร์

6.1 การวิเคราะห์การตรวจวัดสถานะช่องสัญญาณของเบิรสต์ดีเทกเตอร์

ในหัวข้อนี้จะแสดงการวิเคราะห์การตรวจวัดสถานะของช่องสัญญาณที่เวลาต่าง ๆ โดยให้แบบจำลองของการส่งข้อมูลผ่านช่องสัญญาณมาร์คอฟเป็นดังรูปที่ 2 รูปนี้แสดงการส่งลำดับของสัญลักษณ์อินพุต $Z=(Z_1,Z_2,...,Z_{K-1},Z_K)$ ผ่านช่องสัญญาณ และที่ด้านรับ ลำดับของสัญญาณเอาต์พุตที่ได้รับเป็น $R=(R_1,R_2,...,R_{K-1},R_K)$ เมื่อ K คือจำนวนสัญลักษณ์ทั้งหมดและ R_k เป็นสัญญาณที่ได้รับของ Z_k และให้ $B=(B_1,B_2,...,B_{K-1},B_K)$ เป็นลำดับของสถานะช่องสัญญาณที่สอดคล้องกับเอาต์พุต $R=(R_1,R_2,...,R_{K-1},R_K)$



รูปที่ 2 การส่งข้อมูลผ่านช่องสัญญาณแบบมาร์คอฟสองสถานะที่มีสัญญาณรบกวนแบบเกาส์

การตรวจวัดสถานะช่องสัญญาณของเบิรสต์ดีเทกเตอร์จะใช้วิธีการเปรียบเทียบค่าความน่าจะเป็นที่ช่องสัญญาณจะอยู่ในสถานะเลวต่อสถานะดีในรูปอัตราส่วน ซึ่งค่านี้จะถูกเรียกว่าฟังก์ชันลอการิทึมของอัตราส่วนความน่าเป็นจริง หรืออัตราส่วนลอกไลก์ลิฮูด (Log-Likelihood Ratio: LLR) ของสถานะช่องสัญญาณเมื่อกำหนดเงื่อนไขสัญลักษณ์ของอินพุต $SP(Z)$ และเอาต์พุต R ของช่องสัญญาณ แสดงได้ดังสมการที่ (1)

$$L(B_k)=\log\frac{P(B_k=1\,|\,SP(Z),R)}{P(B_k=0\,|\,SP(Z),R)} \qquad (1)$$

โดยที่

$$SP(Z) = (P(Z_1),P(Z_2),P(Z_3),...,P(Z_K))$$

สมการที่ (1) เป็นการเปรียบเทียบความน่าจะเป็นที่ช่องสัญญาณจะอยู่ในสถานะเลวที่เวลา k หรือ $B_k = 1$ ต่อความน่าจะเป็นที่ช่องสัญญาณจะอยู่ในสถานะดีที่เวลา k หรือ $B_k = 0$ เมื่อกำหนดค่าของความน่าเป็นของสัญลักษณ์อินพุตทั้งหมด SP(Z) และเอาต์พุตของช่องสัญญาณ R โดยค่าของ SP(Z) นี้ได้มาจากตัวถอดรหัสเทอร์โบซึ่งจะกล่าวในหัวข้อถัดไป

เมื่อใช้นิยามของความน่าจะเป็นแบบมีเงื่อนไข (conditional probability) [16] เราสามารถเปลี่ยนจากการใช้ความน่าจะเป็นแบบมีเงื่อนไขในสมการที่ (1) ไปเป็นความน่าจะเป็นร่วม (joint probability) ได้ดังนี้

$$L(B_k) = \log\frac{P(B_k = 1 \mid SP(Z), R)}{P(B_k = 0 \mid SP(Z), R)} = \log\frac{P(B_k = 1, SP(Z), R)/P(SP(Z), R)}{P(B_k = 0, SP(Z), R)/P(SP(Z), R)}$$
$$= \log\frac{P(B_k = 1, SP(Z), R)}{P(B_k = 0, SP(Z), R)}$$

เมื่อใช้หลักการของความน่าจะเป็นแบบมาร์จิแนล (marginal probability) [16] จะได้ผลดังสมการที่ (2)

$$L(B_k) = \log\frac{\sum_{q' \in \Theta} P(B_{k-1} = q', B_k = 1, SP(Z), R)}{\sum_{q' \in \Theta} P(B_{k-1} = q', B_k = 0, SP(Z), R)} \quad (2)$$

เมื่อ Θ แทนเซตของสถานะช่องสัญญาณดังนี้

$$\Theta = \{\text{good, bad}\} = \{0, 1\}$$

และกำหนดให้ q' และ q เป็นสมาชิกของ Θ

เมื่อใช้อัลกอริทึมแบบ BCJR MAP [7] จะได้ความสัมพันธ์ LLR ของสถานะช่องสัญญาณ เมื่อช่องสัญญาณไม่มีการแทรกสอดระหว่างสัญลักษณ์ ดังสมการที่ (3)

$$L(B_k) = \log\frac{P(B_k = 1 \mid SP(Z), R)}{P(B_k = 0 \mid SP(Z), R)} = \log\frac{\sum_{q' \in \Theta} a_{k-1}(q') \cdot c_k(q', 1) \cdot b_k(1)}{\sum_{q' \in \Theta} a_{k-1}(q') \cdot c_k(q', 0) \cdot b_k(0)}$$
$$= L_{channel}(B_k) + L_{ext}(B_k) \quad (3)$$

เมื่อ

$$L_{channel}(B_k) = \log\frac{P(R_k \mid B_k = 1, P(Z_k))}{P(R_k \mid B_k = 0, P(Z_k))} \quad (4)$$

$$L_{ext}(B_k) = \log\frac{\sum_{q' \in \Theta} a_{k-1}(q') \cdot P(B_k = 1 \mid B_{k-1} = q') \cdot b_k(1)}{\sum_{q' \in \Theta} a_{k-1}(q') \cdot P(B_k = 0 \mid B_{k-1} = q') \cdot b_k(0)} \quad (5)$$

$$a_k(q) = \sum_{q' \in \Theta} c_k(q', q) \cdot a_{k-1}(q') \quad (6)$$

$$b_k(q) = \sum_{q' \in \Theta} c_{k+1}(q, q') \cdot b_{k+1}(q') \quad (7)$$

$$c_k(q', q) = P(B_k = q \mid B_{k-1} = q') \cdot P(R_k \mid B_k = q, P(Z_k)) \quad (8)$$

ความหมายของสมการที่ (3) ถึง (8) อธิบายตามลำดับได้ดังนี้ จากสมการที่ (3) ข่าวสารของสถานะช่องสัญญาณประกอบด้วยข่าวสารจากช่องสัญญาณ $L_{channel}(B_k)$ และข่าวสารเอกซ์ทรินซิก $L_{ext}(B_k)$ โดยที่ข่าวสาร $L_{channel}(B_k)$ ขึ้นอยู่กับสัญญาณที่ได้รับที่เวลา k ในขณะที่ข่าวสารเอกซ์ทรินซิก $L_{ext}(B_k)$ เป็นข่าวสารที่ขึ้นกับแบบจำลองของช่องสัญญาณและการวัดสัญญาณเอาต์พุตที่เวลาต่าง ๆ ยกเว้นที่เวลา k

พจน์ $P(R_k \mid B_k = q, P(Z_k))$ ในสมการที่ (4) และ (8) คือฟังก์ชันความน่าเป็นจริง (likelihood function) ของสัญญาณที่ได้รับ R_k เมื่อกำหนดเงื่อนไขของสถานะช่องสัญญาณเป็น q และเงื่อนไขฟังก์ชันความน่าจะเป็นของสัญลักษณ์ที่ส่งเป็น $P(Z_k)$ ซึ่งคำนวณได้จากข่าวสารเอกซ์ทรินซิกจากตัวถอดรหัสเทอร์โบ ฟังก์ชันความน่าเป็นจริงนี้สามารถคำนวณได้จากผลรวมของฟังก์ชันแบบเกาส์ที่ถ่วงน้ำหนักด้วยความน่าจะเป็นของสัญลักษณ์ $P(Z_k)$ ซึ่งพิสูจน์ได้จากทฤษฎีของเบยส์ (Bayes' theorem) [16] ดังสมการที่ (9)

$$\begin{aligned} P(R_k \mid B_k = q, P(Z_k)) &= \sum_{d \in \Delta} P(R_k, Z_k = d \mid B_k = q, P(Z_k)) \\ &= \sum_{d \in \Delta} P(Z_k = d \mid B_k = q, P(Z_k)) \cdot P(R_k \mid B_k = q, Z_k = d, P(Z_k)) \\ &= \sum_{d \in \Delta} P(Z_k = d) \cdot P(R_k \mid B_k = q, Z_k = d) \end{aligned} \quad (9)$$

เมื่อ

$$P(R_k \mid B_k = q, Z_k = d) = \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma_{q,d}^2}} \exp\left(-\frac{(R_k - \tilde{Z}_k)^2}{2\sigma_{q,d}^2} \right)_{Z_k = d} \quad (10)$$

Δ แทนเซตของสัญลักษณ์อินพุตของช่องสัญญาณซึ่งประกอบด้วยบิตศูนย์และหนึ่ง และให้ d เป็นสมาชิกของ Δ

$\tilde{Z}_k$ แทนสัญญาณของบิต Z_k ถ้า Z_k เท่ากับบิตศูนย์จะให้ $\tilde{Z}_k = -1$ และถ้า Z_k เท่ากับบิตหนึ่งจะให้ $\tilde{Z}_k = 1$

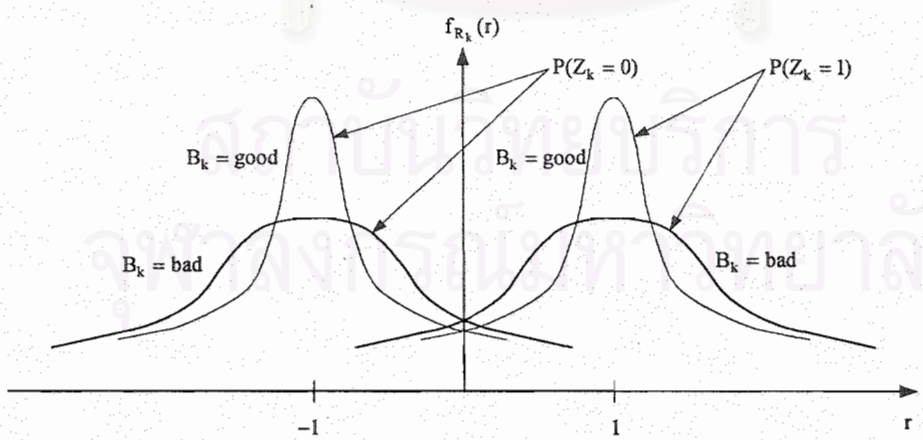
$\sigma_{q,d}^2$ แทนความแปรปรวนของสัญญาณรบกวนแบบนอแมลไลซ์ เมื่อช่องสัญญาณอยู่ในสถานะ q และสัญลักษณ์อินพุตเป็น d

พจน์ $P(R_k \mid B_k = q, Z_k = d, P(Z_k))$ สามารถลดรูปเป็นพจน์ $P(R_k \mid B_k = q, Z_k = d)$ ในสมการที่ (9) ได้ เนื่องจากเมื่อได้กำหนดเงื่อนไขของอินพุต $Z_k = d$ แล้วทำให้เงื่อนไขของฟังก์ชันความน่าจะเป็น $P(Z_k)$ ไม่จำเป็นอีกต่อไป ประกอบกับได้ใช้ฟังก์ชัน $P(Z_k)$ นี้สำหรับการถ่วงน้ำหนักในสมการที่ (9) แล้ว

พจน์ $P(Z_k = d \mid B_k = q, P(Z_k))$ สามารถลดรูปเป็นพจน์ $P(Z_k = d)$ ในสมการที่ (9) ได้เนื่องจากเหตุการณ์ของสถานะช่องสัญญาณและเหตุการณ์ของสัญลักษณ์อินพุตเป็นอิสระแก่กัน และเมื่อไม่มีเงื่อนไขของสถานะช่องสัญญาณแล้วก็ไม่มีความจำเป็นต้องแสดงเงื่อนไขของฟังก์ชันความน่าจะเป็น $P(Z_k)$ อีก เนื่องจากเป็นการแสดงสัญลักษณ์ทางคณิตศาสตร์ที่ซ้ำซ้อน โดยทั่วไปแล้วไม่จำเป็นที่จะต้องใส่เงื่อนไข $P(Z_k)$ ในฟังก์ชันความน่าเป็นจริง $P(R_k \mid B_k = q, P(Z_k))$ ก็ได้ แต่เหตุผลที่ใส่ก็เนื่องจากต้องการเน้นว่ามีการใช้ฟังก์ชันความน่าจะเป็น $P(Z_k)$ ซึ่งมีการเปลี่ยนแปลงตลอดในแต่ละรอบของการวนซ้ำ และถ้าพิจารณาฟังก์ชันความน่าเป็นจริง $P(R_k \mid B_k = q)$ โดยไม่ได้ใส่เงื่อนไข $P(Z_k)$ ด้วยทฤษฎีของเบยส์ ก็จะพบว่าให้ผลเดียวกันดังนี้

$$
\begin{aligned}
P(R_k \mid B_k = q) &= \sum_{d \in \Delta} P(R_k, Z_k = d \mid B_k = q) \\
&= \sum_{d \in \Delta} P(Z_k = d \mid B_k = q) \cdot P(R_k \mid B_k = q, Z_k = d) \\
&= \sum_{d \in \Delta} P(Z_k = d) \cdot P(R_k \mid B_k = q, Z_k = d)
\end{aligned}
$$

การแจกแจงขององค์ประกอบต่าง ๆ ของฟังก์ชันความน่าเป็นจริงที่ใช้ในเบิรสต์ดีเทกเตอร์แสดงได้ดังรูปที่ 3



รูปที่ 3 การแจกแจงขององค์ประกอบต่าง ๆ ของฟังก์ชันความน่าเป็นจริงที่ใช้ในเบิรสต์ดีเทกเตอร์

พจน์ $a_k(q)$ และ $b_k(q)$ ในสมการที่ (5) คือความน่าจะเป็นของสถานะช่องสัญญาณที่เวลา k เมื่อกวาดแผนภาพเทรลลิสของช่องสัญญาณไปข้างหน้า (สมการที่ 6) และข้างหลัง (สมการที่ 7) ตามลำดับ

ในงานวิจัยนี้กำหนดให้ความน่าจะเป็นของการเปลี่ยนสถานะช่องสัญญาณไม่เปลี่ยนแปลงตามเวลาในช่วงเวลาของการส่งคำรหัสแต่ละบล็อก และกำหนดให้ช่องสัญญาณอยู่ในสภาวะคงตัวทางสถิติ (steady state) จะได้ว่าเงื่อนไขขอบเขต (boundary condition) ของ $a_k(q)$ และ $b_k(q)$ เป็นไปตามสมการที่ (11) และ (12) ดังนี้

$$a_0(q) = \begin{cases} P(good_state) ; q = 0 \\ P(bad_state) ; q = 1 \end{cases} \quad (11)$$

$$b_K(q) = \begin{cases} P(good_state) ; q = 0 \\ P(bad_state) ; q = 1 \end{cases} \quad (12)$$

โดย

$$P(good_state) = \frac{P_g}{(P_g + P_b)} \quad (13)$$

$$P(bad_state) = \frac{P_b}{(P_g + P_b)} \quad (14)$$

พจน์ $P(good_state)$ และ $P(bad_state)$ คือความน่าจะเป็นที่ช่องสัญญาณจะอยู่ในสถานะดีและสถานะเลวตามลำดับ เมื่อช่องสัญญาณอยู่ในสภาวะคงตัว เมื่อ P_b คือความน่าจะเป็นที่ช่องสัญญาณจะเปลี่ยนจากสถานะดีไปยังสถานะเลว และ P_g คือความน่าจะเป็นที่ช่องสัญญาณจะเปลี่ยนจากสถานะเลวไปยังสถานะดี ซึ่งทั้ง P_b และ P_g ไม่ขึ้นกับเวลา k

การที่กำหนดเงื่อนไขขอบเขตเป็นไปตามสมการที่ (11) และ (12) เนื่องจาก $a_0(q)$ และ $b_K(q)$ คือความน่าจะเป็นของสถานะช่องสัญญาณที่เวลาเริ่มต้นและสิ้นสุดของแผนภาพเทรลลิสตามลำดับ จึงทำให้ $a_0(q)$ และ $b_K(q)$ เป็นความน่าจะเป็นของสถานะช่องสัญญาณเมื่อยังไม่ได้พิจารณาสัญญาณที่ได้รับเลย ซึ่งควรมีค่าเท่ากับความน่าจะเป็นของสถานะช่องสัญญาณเมื่อช่องสัญญาณอยู่ในสภาวะคงตัว

พจน์ $c_k(q',q)$ ในสมการที่ (8) คือฟังก์ชันเมทริกสาขา (branch metric function) ของแผนภาพเทรลลิสของช่องสัญญาณที่เวลา k ซึ่งประกอบด้วยความน่าจะเป็นของการเปลี่ยนสถานะช่องสัญญาณ $P(B_k = q \mid B_{k-1} = q')$ และฟังก์ชันความน่าเป็นจริง $P(R_k \mid B_k = q, P(Z_k))$ ดังนั้นกล่าวได้ว่าฟังก์ชันเมทริกสาขาคือความน่าจะเป็นของการเปลี่ยนสถานะช่องสัญญาณเมื่อกำหนดสัญญาณที่ได้รับ R_k และฟังก์ชันความน่าจะเป็น $P(Z_k)$

ในกระบวนการวนซ้ำ ข่าวสารเอกซ์ทรินซิกจากเบิรสต์ดีเทกเตอร์จะถูกใช้สำหรับประมาณค่าความน่าจะเป็นของช่องสัญญาณให้แก่ตัวถอดรหัสเทอร์โบดังสมการที่ (15) และ (16)

$$P(B_k = 1) = \frac{\exp(L_{ext}(B_k))}{1+\exp(L_{ext}(B_k))} \quad (15)$$

$$P(B_k = 0) = \frac{1}{1+\exp(L_{ext}(B_k))} \quad (16)$$

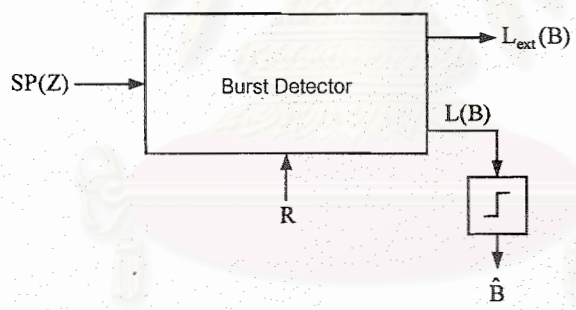
สมการที่ (15) และ (16) มาจากผลรวมของฟังก์ชันความน่าจะเป็นต้องมีค่าเท่ากับหนึ่ง

สาเหตุที่เบิรสต์ดีเทกเตอร์ต้องส่งเฉพาะข่าวสารเอ็กซ์ทรินซิกให้กับตัวถอดรหัสเทอร์โบ เนื่องจากข่าวสาร $L_{channel}(B_k)$ ที่ได้จากเบิรสต์ดีเทกเตอร์เป็นข่าวสารที่ตัวถอดรหัสเทอร์โบมีอยู่แล้วเพียงแต่มีการถ่วงน้ำหนักที่แตกต่างกัน ซึ่งพิจารณาได้จากฟังก์ชันความน่าเป็นจริงที่ใช้ในตัวถอดรหัสเทอร์โบดังสมการที่ (29) และค่าที่ใช้ในการถ่วงน้ำหนักในสมการที่ (9) ก็ได้มาจากการตัดสินของตัวถอดรหัสเทอร์โบ จึงไม่ควรส่งข่าวสารนี้ให้ตัวถอดรหัสเทอร์โบอีก และเมื่อระบบถอดรหัสลู่เข้า สถานะของช่องสัญญาณที่เวลา k สามารถตัดสินได้จากเงื่อนไขดังสมการที่ (17) และ (18)

$$B_k = 1 \quad \text{ถ้า } L(B_k) \geq 0 \quad (17)$$

$$B_k = 0 \quad \text{ถ้า } L(B_k) < 0 \quad (18)$$

การรับและส่งข่าวสารของเบิรสต์ดีเทกเตอร์แสดงได้ดังรูปที่ 4



รูปที่ 4 การรับและส่งข่าวสารของเบิรสต์ดีเทกเตอร์

6.2 การวิเคราะห์รหัสเทอร์โบ

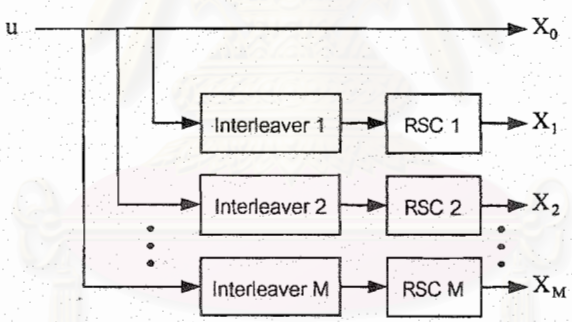
หัวข้อนี้จะอธิบายถึงการเข้ารหัส การส่งคำรหัสผ่านช่องสัญญาณ และแสดงการวิเคราะห์การถอดรหัสเพื่อให้สามารถใช้ข่าวสารการตรวจวัดช่องสัญญาณของเบิรสต์ดีเทกเตอร์ได้สำหรับงานวิจัยนี้

6.2.1 การเข้ารหัสเทอร์โบ

การเข้ารหัสเทอร์โบนั้นอาศัยการเข้ารหัสแบบมีระบบของตัวเข้ารหัสแบบคอนโวลูชันที่มีการป้อนกลับ (Recursive Systematic Convolutional encoder: RSC) ตั้งแต่สองตัวขึ้นไปมาต่อกันด้วยวงจร

อินเตอร์ลีฟเวอร์ดังรูปที่ 5 โดยทั่วไปแล้วตัวเข้ารหัสแบบคอนโวลูชันที่ใช้ไม่จำเป็นต้องเหมือนกัน บิตข้อมูลจะออกไปยังเอาต์พุตแบบมีระบบ (systematic output) โดยไม่มีการเข้ารหัส แต่จะถูกสลับลำดับก่อนที่จะเข้ารหัสแบบขนานด้วยตัวเข้ารหัสแบบคอนโวลูชันที่มีการป้อนกลับ การสลับลำดับของบิตข้อมูลจะใช้วงจรอินเตอร์ลีฟเวอร์ ในการเข้ารหัสนั้นบิตข้อมูลจะถูกแบ่งเป็นชุด แต่ละชุดของบิตข้อมูลจะถูกเรียกว่า บล็อกของบิตข้อมูล หรือบล็อกข้อมูล (data block) การเข้ารหัสจะกระทำทีละบล็อกข้อมูล โดยที่ขนาดของบล็อกข้อมูลจะเท่ากับขนาดของวงจรอินเตอร์ลีฟเวอร์

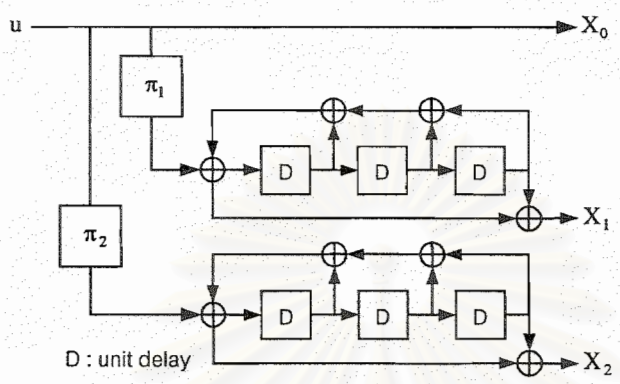
รูปที่ 6 เป็นตัวอย่างของตัวเข้ารหัสเทอร์โบที่มีอัตราการเข้ารหัส (coding rate) เป็น 1/3 ที่ใช้ในงานวิจัยนี้ ซึ่งประกอบด้วยเอาต์พุตแบบมีระบบและตัวเข้ารหัสแบบคอนโวลูชันที่มีการป้อนกลับที่เหมือนกันสองตัวมาเชื่อมต่อกันด้วยอินเตอร์ลีฟเวอร์ บล็อกข้อมูล $u = (u_1, u_2, ..., u_N)$ ขนาด N บิตจะถูกส่งออกไปยังเอาต์พุตแบบมีระบบ $X_0 = (X_{0,1}, X_{0,2}, ..., X_{0,N})$ โดยไม่มีการเข้ารหัส แต่จะถูกสลับลำดับด้วยวงจรอินเตอร์ลีฟเวอร์ $\pi_1(.)$ และ $\pi_2(.)$ ก่อนเข้ารหัสแบบขนานด้วยตัวเข้ารหัสแบบคอนโวลูชันซึ่งให้เอาต์พุตหรือลำดับของพาริตีบิต (sequence of parity bits) เป็น $X_1 = (X_{1,1}, X_{1,2}, ..., X_{1,N})$ และ $X_2 = (X_{2,1}, X_{2,2}, ..., X_{2,N})$ ตามลำดับ



รูปที่ 5 การเข้ารหัสเทอร์โบ

หลังจากเข้ารหัสบล็อกข้อมูลแล้วจะต้องส่งข้อมูลต่อท้ายซึ่งจะเรียกว่าบิตหาง (tail bit) เพื่อที่จะทำให้สถานะของตัวเข้ารหัสแบบคอนโวลูชันทั้งหมดเป็นศูนย์ แต่เนื่องจากตัวเข้ารหัสที่ใช้เป็นแบบตัวเข้ารหัสแบบคอนโวลูชันที่มีการป้อนกลับ จึงไม่สามารถทำให้สถานะของตัวเข้ารหัสย่อยทั้งหมดเป็นศูนย์พร้อมกันด้วยบิตหางชุดเดียวกัน ดังนั้นจำเป็นที่จะต้องใช้บิตหางต่อท้ายเพื่อที่จะทำให้สถานะของตัวเข้ารหัสคอนโวลูชันเป็นศูนย์ทีละตัว ขณะที่ป้อนบิตหางให้แก่ตัวเข้ารหัสย่อยตัวใดตัวหนึ่ง ตัวเข้ารหัสย่อยตัวอื่น ๆ จะไม่มีการทำงานแต่ประการใด ในการส่งคำรหัสนั้นจำเป็นที่จะต้องส่งบิตหางและ

พาริตีบิตที่เกิดจากบิตหางไปด้วยโดยส่งต่อท้ายคำรหัส ซึ่งจะเรียกส่วนนี้ว่า ส่วนหางของคำรหัส (tail code) แบบรูปส่วนหางของคำรหัส (tail code pattern) จะมีความแตกต่างกันขึ้นอยู่กับข้อกำหนด

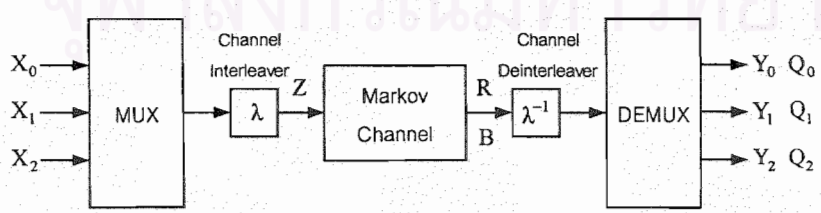


รูปที่ 6 ตัวอย่างของการเข้ารหัสเทอร์โบที่มีอัตราการเข้ารหัส 1/3

6.2.2 การส่งรหัสเทอร์โบผ่านช่องสัญญาณแบบมาร์คอฟ

รูปที่ 7 แสดงการส่งรหัสเทอร์โบที่มีอัตราการเข้ารหัส 1/3 ผ่านช่องสัญญาณแบบมาร์คอฟที่ใช้ในการวิจัยนี้ ก่อนส่งคำรหัสเทอร์โบผ่านช่องสัญญาณคำรหัสเทอร์โบ (X_0, X_1, X_2) จะถูกมัลติเพลกซ์ (mulitiplex) โดยมัลติเพลกเซอร์ (multiplexer: MUX) และสลับลำดับด้วยวงจรอินเตอร์ลีฟเวอร์ช่องสัญญาณ (channel interleaver) λ เพื่อเป็นอินพุต Z ของช่องสัญญาณ

ที่ด้านรับ เอาต์พุต R ของช่องสัญญาณจะต้องถูกสลับลำดับอีกครั้งด้วยวงจรดีอินเตอร์ลีฟเวอร์ช่องสัญญาณ (channel deinterleaver) λ^{-1} จากนั้นสัญญาณที่ได้จะถูกดีมัลติเพลกซ์ด้วยดีมัลติเพลกเซอร์ (demultiplexer: DEMUX) ได้เป็นคำรหัสที่ปลายทางได้รับ (Y_0, Y_1, Y_2) และกำหนดให้ Q_0 Q_1 และ Q_2 เป็นลำดับของสถานะช่องสัญญาณ B ที่ถูกดีอินเตอร์ลีฟและดีมัลติเพลกซ์ ดังนั้น Q_0 Q_1 และ Q_2 จึงเป็นลำดับของสถานะช่องสัญญาณที่สอดคล้องกับลำดับ Y_0 Y_1 และ Y_2 ตามลำดับ



รูปที่ 7 การส่งรหัสเทอร์โบผ่านช่องสัญญาณแบบมาร์คอฟ

6.2.3 การวิเคราะห์การถอดรหัสเทอร์โบ

เนื่องจากบิตข้อมูล u_n เป็นข้อมูลแบบไบนารีคือมีเพียงข้อมูล 0 และ 1 จึงสะดวกที่จะใช้ฟังก์ชันลอการิทึมของอัตราส่วนไลก์ลิฮูด (Log-Likelihood Ratio: LLR) หรืออัตราส่วนความน่าเป็นจริง เพื่อตัดสินบิตข้อมูล u_n จากค่าที่สังเกต (observation) $O_i = (O_{i,1}, O_{i,2}, ..., O_{i,N})$ สำหรับตัวถอดรหัสย่อยที่ i ดังสมการที่ (19)

$$L^i(u_n) = \log \frac{P(u_n = 1 \mid O_i)}{P(u_n = 0 \mid O_i)} \tag{19}$$

โดยค่าที่สังเกต $O_i = (O_{i,1}, O_{i,2}, ... O_{i,N})$ ประกอบด้วยสัญญาณที่ได้รับและข่าวสารของสถานะช่องสัญญาณจากการตัดสินใจของเบิรสต์ดีเทกเตอร์ดังสมการที่ (20) และเนื่องจากลำดับเวลาสำหรับช่องสัญญาณและลำดับเวลาสำหรับเครื่องเข้ารหัสไม่ได้เรียงลำดับเช่นเดียวกัน เพราะว่ามีการสลับลำดับข้อมูลด้วยวงจรอินเตอร์ลีฟเวอร์ประกอบกับมีการมัลติเพลกซ์คำรหัสก่อนส่งผ่านช่องสัญญาณ จึงใช้ตัวแปร n แทนเวลาของการเข้าและถอดรหัสบิตข้อมูล แทนที่จะใช้ตัวแปร k

$$O_{i,n} = (Y_{0,\pi_i^{-1}(n)}, Y_{i,n}, P(Q_{0,\pi_i^{-1}(n)}), P(Q_{i,n})) \tag{20}$$

จากสมการที่ (20) $O_{i,n}$ เป็นค่าที่สังเกตสำหรับตัวถอดรหัสย่อยที่ i ที่เวลา n ซึ่งประกอบด้วยสัญญาณของบิตข้อมูล $Y_{0,\pi_i^{-1}(n)}$ และสัญญาณของพาริตีบิต $Y_{i,n}$ และข่าวสารของสถานะช่องสัญญาณที่เกี่ยวข้องคือ $P(Q_{0,\pi_i^{-1}(n)})$ และ $P(Q_{i,n})$ ตามลำดับ

สมการที่ (19) เป็นการเปรียบเทียบความน่าจะเป็นที่บิตข้อมูลจะเป็นหนึ่งหรือศูนย์เมื่อกำหนดเงื่อนไขของค่าที่สังเกต O_i ถ้าความน่าจะเป็นที่บิตข้อมูลจะเป็นหนึ่งมากกว่าความน่าจะเป็นที่บิตข้อมูลจะเป็นศูนย์จะทำให้ $L^i(u_n)$ มีค่ามากกว่าศูนย์ ในทางตรงกันข้ามถ้าความน่าจะเป็นที่บิตข้อมูลจะเป็นศูนย์มีมากกว่าจะทำให้ $L^i(u_n)$ มีค่าน้อยกว่าศูนย์ เมื่อใช้นิยามของความน่าจะเป็นแบบมีเงื่อนไข (conditional probability) [16] กับสมการที่ (19) เราสามารถเปลี่ยนจากการใช้ความน่าจะเป็นแบบมีเงื่อนไข ไปเป็นความน่าจะเป็นร่วม (joint probability) ได้ดังนี้

$$\begin{aligned} L^i(u_n) &= \log \frac{P(u_n = 1 \mid O_i)}{P(u_n = 0 \mid O_i)} = \log \frac{P(u_n = 1, O_i)/P(O_i)}{P(u_n = 0, O_i)/P(O_i)} \\ &= \log \frac{P(u_n = 1, O_i)}{P(u_n = 0, O_i)} \end{aligned} \tag{21}$$

และเมื่อใช้อัลกอริทึมแบบ BCJR MAP [7] กับสมการที่ (21) จะให้ผลดังนี้

$$L^i(u_n) = \log\frac{P(u_n = 1, O_i)}{P(u_n = 0, O_i)}$$

$$= L^i_{priori}(u_n) + L^i_{channel}(u_n) + L^i_{ext}(u_n) \quad (22)$$

เมื่อ

$$L^i_{priori}(u_n) = \log\frac{P^i(u_n = 1)}{P^i(u_n = 0)} \quad (23)$$

$$L^i_{channel}(u_n) = \log\frac{P(Y_{0,n} \mid u_n = 1, P(Q_{0,n}))}{P(Y_{0,n} \mid u_n = 0, P(Q_{0,n}))} \quad (24)$$

$$L^i_{ext}(u_{\pi_i^{-1}(n)}) = \log\frac{\sum_{(s',s):u_{\pi_i^{-1}(n)}=1}\left[\alpha_{i,n-1}(s')\cdot P(Y_{i,n} \mid X_{i,n}, P(Q_{i,n}))\cdot\beta_{i,n}(s)\right]}{\sum_{(s',s):u_{\pi_i^{-1}(n)}=0}\left[\alpha_{i,n-1}(s')\cdot P(Y_{i,n} \mid X_{i,n}, P(Q_{i,n}))\cdot\beta_{i,n}(s)\right]} \quad (25)$$

(s',s) คือการเปลี่ยนแปลงสถานะของตัวเข้ารหัสย่อยจากสถานะ s' ไปยังสถานะ s

สำหรับความหมายของสมการที่ (22) ถึง (25) รวมทั้งตัวแปรต่าง ๆ จะอธิบายไปตามลำดับ

ในสมการที่ (22) ข่าวสารของบิตข้อมูลประกอบด้วยข่าวสารพริออริ (priori information) $L^i_{priori}(u_n)$ ข่าวสารจากช่องสัญญาณ (channel information) $L^i_{channel}(u_n)$ และข่าวสารเอกซ์ทรินซิก $L^i_{ext}(u_n)$ โดยข่าวสาร $L^i_{priori}(u_n)$ เป็นข่าวสารของบิตข้อมูลที่ทราบมาก่อนล่วงหน้าจากข่าวสารเอกซ์ทรินซิกของตัวถอดรหัสอื่น ๆ และเนื่องจากในงานวิจัยนี้กำหนดให้มีตัวเข้ารหัสย่อยสองตัวจึงทำให้มีตัวถอดรหัสย่อยสองตัว ดังนั้นตัวถอดรหัสย่อยทั้งสองจึงต้องแลกเปลี่ยนข่าวสารของบิตข้อมูลระหว่างกันในแต่ละรอบของการวนซ้ำ ดังสมการที่ (26.1) และ (26.2) [10,11]

$$L^1_{priori}(u_n) = L^2_{ext}(u_n) \quad (26.1)$$

$$L^2_{priori}(u_n) = L^1_{ext}(u_n) \quad (26.2)$$

สำหรับกรณีที่มีตัวถอดรหัสย่อยมากกว่าสองตัว วิธีการแลกเปลี่ยนข่าวสารระหว่างตัวถอดรหัสแสดงในเอกสารอ้างอิง [11]

จากสมการที่ (23) (26.1) และ (26.2) ความน่าจะเป็นพริออริ $P^i(u_n)$ คำนวณได้จากข่าวสารเอกซ์ทรินซิกของตัวถอดรหัสย่อยอื่น ๆ ดังสมการที่ (27) และ (28)

$$P^i(u_n = 1) = \frac{\exp(L^j_{ext}(u_n))}{1+\exp(L^j_{ext}(u_n))} \quad (27)$$

$$P^i(u_n = 0) = \frac{1}{1+\exp(L^j_{ext}(u_n))} \quad (28)$$

โดยถ้า $i=1$ จะให้ $j=2$ และถ้า $i=2$ จะให้ $j=1$

ข่าวสารจากช่องสัญญาณ $L^i_{channel}(u_n)$ ในสมการที่ (24) เป็นข่าวสารที่ได้จากการวัดสัญญาณของบิต u_n จากช่องสัญญาณ ผลรวมของข่าวสารพริออริและข่าวสารจากช่องสัญญาณถูกเรียกว่า ข่าวสารอินทรินซิก (intrinsic information)

ข่าวสาร $L^i_{ext}(u_n)$ ในสมการที่ (25) เป็นข่าวสารที่ขึ้นกับโครงสร้างของตัวเข้ารหัสย่อยที่ i เมื่อพิจารณาข่าวสารพริออริและสัญญาณของบิตอื่น ๆ ยกเว้นของบิต u_n

ผลรวมทางขวามือของพจน์เศษและส่วนของสมการที่ (25) จะกระทำเฉพาะการเปลี่ยนสถานะที่ให้บิตข้อมูลเป็นหนึ่งและศูนย์ตามลำดับ นอกจากนี้จะเห็นว่าการเปลี่ยนแปลงสถานะของตัวเข้ารหัสย่อยที่ i ที่เวลา n จะตรงกับบิตข้อมูลที่เวลา $\pi_i^{-1}(n)$ หรือ $u_{\pi_i^{-1}(n)}$ เนื่องจากการสลับบิตข้อมูลด้วยวงจรอินเตอร์ลีฟเวอร์ $\pi_i(\cdot)$ เมื่อ $\pi_i^{-1}(\cdot)$ คือฟังก์ชันผกผันของ $\pi_i(\cdot)$

ฟังก์ชัน $P(Y_{0,n} \mid X_{0,n} = d, P(Q_{0,n}))$ ในสมการที่ (24) และ $P(Y_{i,n} \mid X_{i,n} = d, P(Q_{i,n}))$ ในสมการที่ (25) เป็นฟังก์ชันความน่าเป็นจริง (likelihood function) ของสัญญาณที่ได้รับ $Y_{0,n}$ และ $Y_{i,n}$ ตามลำดับเมื่อกำหนดเงื่อนไขของสัญลักษณ์ที่ส่งเป็น d และกำหนดฟังก์ชันความน่าจะเป็นของสถานะช่องสัญญาณ $P(Q_{i,n})$ ซึ่งคำนวณได้จากข่าวสารเอ็กซ์ทรินซิกของเบิรสต์ดีเทกเตอร์ ดังสมการที่ (15) และ (16)

ฟังก์ชันความน่าเป็นจริงนี้คำนวณได้จากการผลรวมฟังก์ชันแบบเกาส์ที่ถ่วงน้ำหนักด้วยความน่าจะเป็นของสถานะช่องสัญญาณ ดังสมการที่ (29)

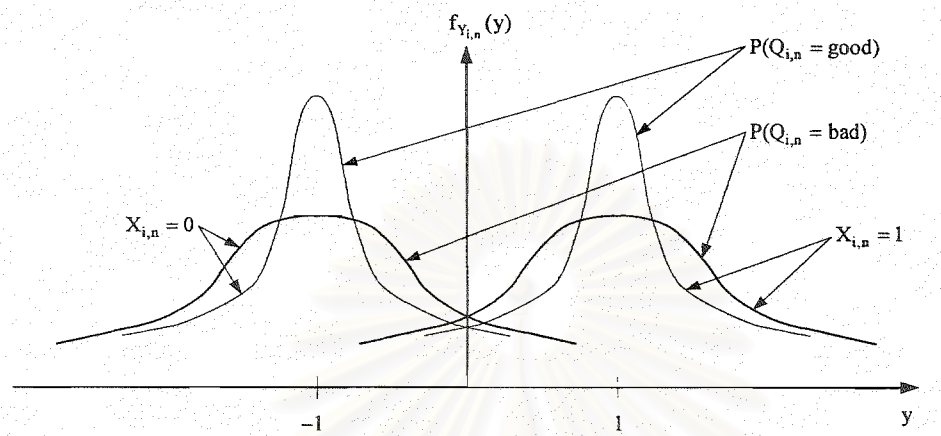
$$P(Y_{i,n} \mid X_{i,n} = d, P(Q_{i,n})) = \sum_{q \in \Theta} P(Q_{i,n} = q) \cdot P(Y_{i,n} \mid X_{i,n} = d, Q_{i,n} = q) \quad (29)$$

เมื่อ

$$P(Y_{i,n} \mid X_{i,n} = d, Q_{i,n} = q) = \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma^2_{q,d}}} \exp\left(-\frac{(Y_{i,n} - \tilde{X}_{i,n})^2}{2\sigma^2_{q,d}} \right)_{X_{i,n}=d} \quad (30)$$

การแจกแจงขององค์ประกอบต่าง ๆ ของฟังก์ชันความน่าเป็นจริงนี้แสดงได้ดังรูปที่ 8

สถาบันวิทยบริการ
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย



รูปที่ 8 การแจกแจงขององค์ประกอบต่าง ๆ ของฟังก์ชันความน่าเป็นจริงที่ใช้ในตัวถอดรหัสเทอร์โบ

พจน์ $\alpha_{i,n}(s)$ และ $\beta_{i,n}(s)$ ในสมการที่ (25) คำนวณได้จาก

$$\alpha_{i,n}(s) = \sum_{s' \in \zeta_i} \gamma_{i,n}(s',s) \cdot \alpha_{i,n-1}(s') \tag{31}$$

$$\beta_{i,n}(s) = \sum_{s' \in \zeta_i} \gamma_{i,n+1}(s,s') \cdot \beta_{i,n+1}(s') \tag{32}$$

$$\begin{aligned} \gamma_{i,n}(s',s) &= P(S_{i,n} = s \mid S_{i,n-1} = s') \\ &\quad \cdot P(Y_{0,\pi_i^{-1}(n)} \mid S_{i,n-1} = s', S_{i,n} = s, P(Q_{0,\pi_i^{-1}(n)})) \\ &\quad \cdot P(Y_{i,n} \mid S_{i,n-1} = s', S_{i,n} = s, P(Q_{i,n})) \end{aligned} \tag{33}$$

เมื่อ

ζ_i เป็นเซตของสถานะของตัวเข้ารหัสย่อยที่ i และกำหนดให้ $s,s' \in \zeta_i$

ในสมการที่ (31) พจน์ $\alpha_{i,n}(s)$ คือความน่าจะเป็นที่ตัวเข้ารหัสย่อยที่ i จะอยู่ในสถานะ s ที่เวลา n เมื่อกวาดไปข้างหน้าบนแผนภาพเทรลลิส ในขณะที่ $\beta_{i,n}(s)$ ในสมการที่ (32) คือความน่าจะเป็นที่ตัวเข้ารหัสย่อยที่ i จะอยู่ในสถานะ s ที่เวลา n เมื่อกวาดจากข้างหลังบนแผนภาพเทรลลิส และพจน์ $\gamma_{i,n}(s',s)$ ในสมการที่ (33) คือฟังก์ชันเมทริกสาขาของการเปลี่ยนจากสถานะ s′ ไปยังสถานะ s ที่เวลา n ของตัวเข้ารหัสย่อยที่ i

เนื่องจากตัวเข้ารหัสทุกตัวถูกกำหนดให้เริ่มต้นและสิ้นสุดที่สถานะศูนย์ ดังนั้นเงื่อนไขขอบเขตของ $\alpha_{i,0}(s)$ และ $\beta_{i,N}(s)$ เป็นศูนย์เมื่อ $s = 0$ และเป็นหนึ่งเมื่อ $s \neq 0$

จากสมการที่ (33) ถ้าการเปลี่ยนแปลงสถานะของตัวเข้ารหัส (s',s) เป็นไปไม่ได้ พจน์ $P(S_{i,n} = s \mid S_{i,n-1} = s')$ จะเป็นศูนย์ทำให้ $\gamma_{i,n}(s',s)$ เป็นศูนย์ด้วย แต่ถ้าการเปลี่ยนสถานะเป็นไปได้ พจน์แต่ละพจน์ทางขวามือของสมการที่ (33) สามารถคำนวณได้ดังนี้ [9]

$$P(S_{i,n} = s \mid S_{i,n-1} = s') = P^i(u_{\pi_i^{-1}(n)}) \quad (34)$$

$$P(Y_{0,\pi_i^{-1}(n)} \mid S_{i,n-1} = s', S_{i,n} = s, P(Q_{0,\pi_i^{-1}(n)})) = P(Y_{0,\pi_i^{-1}(n)} \mid u_{\pi_i^{-1}(n)}, P(Q_{0,\pi_i^{-1}(n)})) \quad (35)$$

$$P(Y_{i,n} \mid S_{i,n-1} = s', S_{i,n} = s, P(Q_{i,n})) = P(Y_{i,n} \mid X_{i,n}, P(Q_{i,n})) \quad (36)$$

เมื่อ $u_{\pi_i^{-1}(n)}$ และ $X_{i,n}$ เป็นบิตข้อมูลและพาริตีบิตของการเปลี่ยนสถานะ (s',s) ที่เวลา n ของตัวเข้ารหัสย่อยที่ i ดังนั้นสมการที่ (33) สามารถเขียนใหม่ได้ดังนี้

$$\gamma_{i,n}(s',s) = P^i(u_{\pi_i^{-1}(n)}) \cdot P(Y_{0,\pi_i^{-1}(n)} \mid u_{\pi_i^{-1}(n)}, P(Q_{0,\pi_i^{-1}(n)})) \cdot P(Y_{i,n} \mid X_{i,n}, P(Q_{i,n})) \quad (37)$$

จากสมการที่ (37) จะเห็นว่าฟังก์ชันเมทริกสาขา $\gamma_{i,n}(s',s)$ คือความน่าจะเป็นที่ตัวเข้ารหัสย่อยที่ i จะเปลี่ยนจากสถานะ s' ไปยังสถานะ s ที่เวลา n เมื่อกำหนดค่าความน่าจะเป็นของบิตข้อมูล $u_{\pi_i^{-1}(n)}$ สัญญาณของบิตข้อมูลที่ได้รับ $Y_{0,\pi_i^{-1}(n)}$ สัญญาณของพาริตี้บิตที่ได้รับ $Y_{i,n}$ และความน่าจะเป็นของสถานะช่องสัญญาณที่เกี่ยวข้องกับบิตทั้งสองหรือ $P(Q_{0,\pi_i^{-1}(n)})$ และ $P(Q_{i,n})$ ตามลำดับ

ด้วยวิธีที่คล้ายคลึงกันเมื่อใช้อัลกอริทึมแบบ BCJR MAP สำหรับการตัดสินพาริตีบิต $X_{i,n}$ จะได้ผลดังนี้

$$\begin{aligned} L^i(X_{i,n}) &= \log\frac{P(X_{i,n} = 1 \mid O_i)}{P(X_{i,n} = 0 \mid O_i)} = \log\frac{P(X_{i,n} = 1, O_i)}{P(X_{i,n} = 0, O_i)} \\ &= \log\frac{\sum_{(s',s):X_{i,n}=1}\left[\alpha_{i,n-1}(s') \cdot \gamma_{i,n}(s',s) \cdot \beta_{i,n}(s)\right]}{\sum_{(s',s):X_{i,n}=0}\left[\alpha_{i,n-1}(s') \cdot \gamma_{i,n}(s',s) \cdot \beta_{i,n}(s)\right]} \\ &= L^i_{channel}(X_{i,n}) + L^i_{ext}(X_{i,n}) \end{aligned} \quad (38)$$

เมื่อ

$$L^i_{channel}(X_{i,n}) = \log\frac{P(Y_{i,n} \mid X_{i,n} = 1, P(Q_{i,n}))}{P(Y_{i,n} \mid X_{i,n} = 0, P(Q_{i,n}))} \quad (39)$$

$$L^i_{ext}(X_{i,n}) = \log\frac{\sum_{(s',s):X_{i,n}=1}\left[\alpha_{i,n-1}(s') \cdot P^i(u_{\pi_i^{-1}(n)}) \cdot P(Y_{0,\pi_i^{-1}(n)} \mid u_{\pi_i^{-1}(n)}, P(Q_{0,\pi_i^{-1}(n)})) \cdot \beta_{i,n}(s)\right]}{\sum_{(s',s):X_{i,n}=0}\left[\alpha_{i,n-1}(s') \cdot P^i(u_{\pi_i^{-1}(n)}) \cdot P(Y_{0,\pi_i^{-1}(n)} \mid u_{\pi_i^{-1}(n)}, P(Q_{0,\pi_i^{-1}(n)})) \cdot \beta_{i,n}(s)\right]} \quad (40)$$

ในกระบวนการวนซ้ำ ค่าความน่าจะเป็นของพาริตีบิตที่ใช้ในเบิรสต์ดีเทกเตอร์คำนวณได้จากข่าวสารเอกซ์ทรินซิกของพาริตีบิต ดังสมการที่ (41) และ (42)

$$P(X_{i,n} = 1) = \frac{\exp(L^i_{ext}(X_{i,n}))}{1+\exp(L^i_{ext}(X_{i,n}))} \quad (41)$$

$$P(X_{i,n} = 0) = \frac{1}{1+\exp(L^i_{ext}(X_{i,n}))} \quad (42)$$

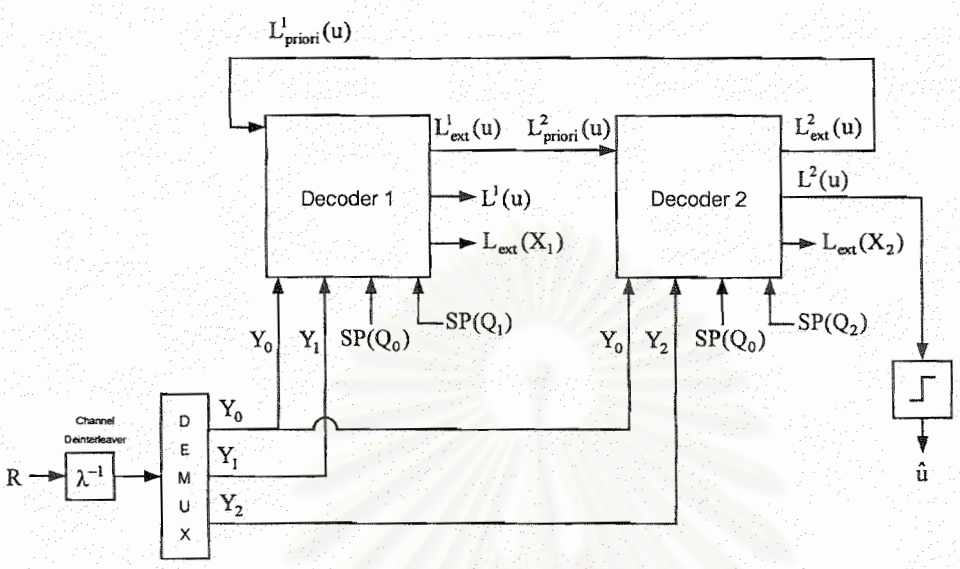
เมื่อกระบวนการวนซ้ำสิ้นสุดลง บิตข้อมูล u_n สามารถถูกตัดสินได้จากข่าวสารรวมของบิตข้อมูลจากตัวถอดรหัสย่อยตัวใดตัวหนึ่ง ดังเงื่อนไขในสมการที่ (43) และ (44)

$$u_n = 1 \quad \text{ถ้า } L^i(u_n) \geq 0 \quad (43)$$

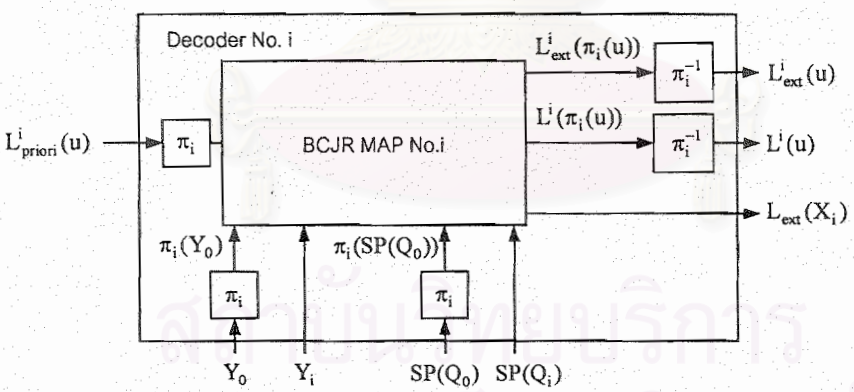
$$u_n = 0 \quad \text{ถ้า } L^i(u_n) < 0 \quad (44)$$

วงจรการทำงานของตัวถอดรหัสเทอร์โบที่มีอัตราการเข้ารหัส 1/3 แสดงได้ดังรูปที่ 9 และโครงสร้างของตัวถอดรหัสย่อยแสดงได้ดังรูปที่ 10

สถาบันวิทยบริการ
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย



รูปที่ 9 ตัวถอดรหัสเทอร์โบที่มีอัตราการเข้ารหัส 1/3



$$L^i(\pi_i(u)) = (L^i(u_{\pi_i^{-1}(1)}), L^i(u_{\pi_i^{-1}(2)}), \ldots, L^i(u_{\pi_i^{-1}(N)}))$$

$$L^i_{ext}(\pi_i(u)) = (L^i_{ext}(u_{\pi_i^{-1}(1)}), L^i_{ext}(u_{\pi_i^{-1}(2)}), \ldots, L^i_{ext}(u_{\pi_i^{-1}(N)}))$$

รูปที่ 10 โครงสร้างของตัวถอดรหัสย่อย

6.3 การประมาณค่าพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณ

หัวข้อนี้จะกล่าวถึงวิธีการประมาณค่าพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณซึ่งประกอบด้วย ค่าความน่าจะเป็นของการเปลี่ยนสถานะช่องสัญญาณ และค่าความแปรปรวนของสัญญาณรบกวนสำหรับสถานะต่าง ๆ ของช่องสัญญาณ

6.3.1 การประมาณค่าความน่าจะเป็นของการเปลี่ยนสถานะช่องสัญญาณ

ความน่าจะเป็นของการเปลี่ยนสถานะช่องสัญญาณสามารถประมาณได้โดยใช้อัลกอริทึมแบบบอม-เวลช์ (Baum-Welch algorithm) ซึ่งใช้กันอย่างกว้างขวางในการรู้จำเสียง (speech recognition) [8] ความน่าจะเป็นของการเปลี่ยนสถานะจากสถานะ q' ไปยังสถานะ q ของช่องสัญญาณสามารถประมาณได้ดังนี้

$$\overline{P}(B_k = q \mid B_{k-1} = q') = \frac{E\{P(B_{k-1} = q', B_k = q \mid SP(Z), R)\}}{E\{P(B_{k-1} = q' \mid SP(Z), R)\}} \quad (45)$$

$$= \frac{E\{P(B_{k-1} = q', B_k = q, SP(Z), R)\}}{E\{P(B_{k-1} = q', SP(Z), R)\}} \quad (46)$$

$$= \frac{\sum_{k=1}^{K} a_{k-1}(q') \cdot c_k(q', q) \cdot b_k(q)}{\sum_{k=1}^{K} a_{k-1}(q') \cdot b_{k-1}(q')} \quad (47)$$

เมื่อ

$$E\{P(B_{k-1} = q', B_k = q, SP(Z), R)\} = \frac{1}{K}\sum_{k=1}^{K} P(B_{k-1} = q', B_k = q, SP(Z), R) \quad (48)$$

$$= \frac{1}{K}\sum_{k=1}^{K} a_{k-1}(q') \cdot c_k(q', q) \cdot b_k(q) \quad (49)$$

$$E\{P(B_{k-1} = q', SP(Z), R)\} = \frac{1}{K}\sum_{k=1}^{K} P(B_{k-1} = q', SP(Z), R) \quad (50)$$

$$= \frac{1}{K}\sum_{k=1}^{K} a_{k-1}(q') \cdot b_{k-1}(q') \quad (51)$$

พจน์ $E\{P(B_{k-1} = q', B_k = q \mid SP(Z), R)\}$ ในสมการที่ (45) เป็นค่าคาดหวัง (expectation) ของความน่าจะเป็นที่ช่องสัญญาณจะอยู่ในสถานะ q' แล้วเปลี่ยนไปอยู่ในสถานะ q ดังนั้น $K \cdot E\{P(B_{k-1} = q', B_k = q \mid SP(Z), R)\}$ คือค่าเฉลี่ยของจำนวนครั้งที่ช่องสัญญาณจะอยู่ในสถานะ q' แล้วเปลี่ยนไปอยู่ในสถานะ q

พจน์ $E\{P(B_{k-1} = q' \mid SP(Z), R)\}$ ในสมการที่ (45) เป็นค่าคาดหวังของความน่าจะเป็นที่ช่องสัญญาณจะอยู่ในสถานะ q' เมื่อกำหนดเงื่อนไขของฟังก์ชันความน่าจะเป็นของสัญลักษณ์ที่ส่ง $SP(Z)$ และสัญญาณที่ได้รับจากช่องสัญญาณ R ดังนั้น $K \cdot E\{P(B_{k-1} = q' \mid SP(Z), R)\}$ คือค่าเฉลี่ยของ

จำนวนครั้งที่ช่องสัญญาณจะอยู่ในสถานะ q' และเมื่อใช้นิยามของความน่าจะเป็นแบบมีเงื่อนไข กับสมการที่ (45) ก็จะได้ผลดังสมการที่ (46)

พจน์ $E\{P(B_{k-1}=q',B_k=q,SP(Z),R)\}$ และ $E\{P(B_{k-1}=q',SP(Z),R)\}$ สามารถคำนวณได้จากการเฉลี่ยตามเวลา (time average) ในช่วงเวลา K ดังแสดงในสมการที่ (48) และ (50) ตามลำดับ เนื่องจากช่องสัญญาณถูกกำหนดให้มีความน่าจะเป็นของการเปลี่ยนสถานะไม่เปลี่ยนแปลงตามเวลา และกำหนดให้มีคุณสมบัติเออร์โกดิก (ergodicity) ซึ่งเป็นคุณสมบัติที่ทำให้การเฉลี่ยตามตัวอย่าง (ensemble average) (ซึ่งเป็นการหาค่าคาดหวัง) สามารถถูกแทนด้วยการเฉลี่ยตามเวลา

ในการวิจัยนี้ เราจะนิยามข่าวสารของการประมาณค่าความน่าจะเป็นของการเปลี่ยนจากสถานะ q' ดังสมการที่ (52)

$$L(B_k \mid B_{k-1}=q') = \log\frac{\overline{P}(B_k=1 \mid B_{k-1}=q')}{\overline{P}(B_k=0 \mid B_{k-1}=q')} \tag{52}$$

ข่าวสารในสมการที่ (52) เป็นการเปรียบเทียบอัตราส่วนของความน่าจะเป็นที่ช่องสัญญาณจะเปลี่ยนจากสถานะ q' ไปยังสถานะเลวต่อสถานะดี โดยค่าที่ได้นี้ไม่ขึ้นกับเวลา และเมื่อแทนพจน์ $\overline{P}(B_k=q \mid B_{k-1}=q')$ จากสมการที่ (47) ลงในสมการที่ (52) และใช้ความสัมพันธ์จากสมการที่ (8) ได้ผลดังนี้

$$L(B_k \mid B_{k-1}=q') = L_{priori}(B_k \mid B_{k-1}=q') + L_{ext}(B_k \mid B_{k-1}=q') \tag{53}$$

เมื่อ

$$L_{priori}(B_k \mid B_{k-1}=q') = \log\frac{P(B_k=1 \mid B_{k-1}=q')}{P(B_k=0 \mid B_{k-1}=q')} \tag{54}$$

$$L_{ext}(B_k \mid B_{k-1}=q') = \log\frac{\sum_{k=1}^{K} a_{k-1}(q')\cdot P(R_k \mid B_k=1,P(Z_k))\cdot b_k(1)}{\sum_{k=1}^{K} a_{k-1}(q')\cdot P(R_k \mid B_k=0,P(Z_k))\cdot b_k(0)} \tag{55}$$

จากสมการที่ (53) จะเห็นว่าข่าวสารของการประมาณค่าความน่าจะเป็นของการเปลี่ยนสถานะช่องสัญญาณประกอบด้วยข่าวสารพริออริและข่าวสารเอกซ์ทรินซิก

ข่าวสารพริออริ $L_{priori}(B_k \mid B_{k-1}=q')$ คำนวณได้จากข่าวสารรวมของการประมาณค่าความน่าจะเป็นของการเปลี่ยนสถานะจากรอบที่แล้ว ดังนั้นเมื่อการประมาณค่านี้ลู่เข้าสู่คำตอบที่ถูกต้องแล้วข่าวสารพริออริและข่าวสารรวมจะมีค่าเท่ากัน ซึ่งหมายความว่าข่าวสารเอกซ์ทรินซิก $L_{ext}(B_k \mid B_{k-1}=q')$ จะลู่เข้าสู่ค่าศูนย์นั่นเอง

เนื่องจาก $a_k(q)$ และ $b_k(q)$ ได้ถูกคำนวณแล้วในการตรวจวัดสถานะช่องสัญญาณของเบิรสต์ดีเทกเตอร์ ดังนั้น $a_k(q)$ และ $b_k(q)$ เป็นผลพลอยได้จากเบิรสต์ดีเทกเตอร์

6.3.2 การประมาณค่าความแปรปรวนของสัญญาณรบกวน

ค่าความแปรปรวนของสัญญาณรบกวนเมื่อช่องสัญญาณอยู่ในสถานะ q และอินพุตของช่องสัญญาณเป็น d สามารถประมาณได้จากสมการที่ (58)

$$\bar{\sigma}^2_{q,d} = E\left\{(R_k - \tilde{Z}_k)^2 \mid B_k = q, Z_k = d\right\} \tag{56}$$

$$= \frac{\sum_{k=1}^{K} P(B_k = q, Z_k = d) \cdot (R_k - \tilde{Z}_k)^2 \mid_{Z_k = d}}{\sum_{k=1}^{K} P(B_k = q, Z_k = d)} \tag{57}$$

$$= \frac{\sum_{k=1}^{K} P(B_k = q) \cdot P(Z_k = d) \cdot (R_k - \tilde{Z}_k)^2 \mid_{Z_k = d}}{\sum_{k=1}^{K} P(B_k = q) \cdot P(Z_k = d)} \tag{58}$$

พจน์ $P(B_k = q, Z_k = d)$ ในสมการที่ (57) คือความน่าจะเป็นร่วม (joint probability mass function) ของสถานะช่องสัญญาณและอินพุต และเนื่องจากเหตุการณ์ทั้งสองนี้เป็นอิสระกัน จึงทำให้พจน์ $P(B_k = q, Z_k = d)$ ถูกแทนด้วย $P(B_k = q) \cdot P(Z_k = d)$ ในสมการที่ (58)

เมื่อค่าความแปรปรวนของสัญญาณรบกวนไม่ขึ้นกับอินพุตของช่องสัญญาณ ค่าความแปรปรวนนี้สามารถประมาณได้จากสมการที่ (59)

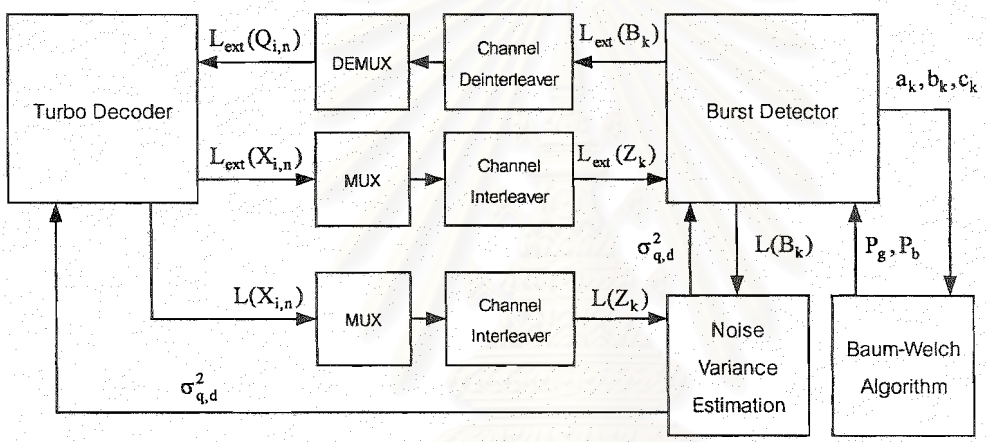
$$\bar{\sigma}^2_{q} = E\left\{(R_k - \tilde{Z}_k)^2 \mid B_k = q\right\}$$

$$= \frac{\sum_{k=1}^{K} P(B_k = q) \sum_{d \in \Delta} P(Z_k = d) \cdot (R_k - \tilde{Z}_k)^2 \mid_{Z_k = d}}{\sum_{k=1}^{K} P(B_k = q)} \tag{59}$$

จากการทดสอบพบว่า พจน์ $P(Z_k)$ และ $P(B_k)$ ในสมการที่ (58) และ (59) ต้องคำนวณจากอัตราส่วนไลก์ลิฮูดเท่านั้น ไม่สามารถคำนวณจากข่าวสารเอกซ์ทรินซิก ในการคำนวณความแปรปรวนของสัญญาณรบกวนจำเป็นต้องรอให้ระบบถอดรหัสลู่เข้าก่อนจึงจะสามารถปรับปรุงการคำนวณใหม่ได้ มิเช่นนั้นอาจทำให้สมรรถนะของการถอดรหัสที่ได้ด้อยลง

6.4 ระบบถอดรหัสที่เสนอ

เมื่อนำองค์ประกอบต่าง ๆ ที่ได้วิเคราะห์ประกอบเข้าเป็นระบบถอดรหัสที่เสนอจะได้ดังรูปที่ 11 ในรูปนี้ตัวถอดรหัสเทอร์โบทำหน้าที่ส่งข่าวสารของสัญลักษณ์ที่ป้อนเข้าอินพุตของช่องสัญญาณ $L_{ext}(Z_k)$ ให้แก่เบิรสต์ดีเทกเตอร์ ในทางกลับกันเบิรสต์ดีเทกเตอร์ก็ทำหน้าที่ส่งข่าวสารของสถานะช่องสัญญาณ $L_{ext}(B_k)$ ให้แก่ตัวถอดรหัสเทอร์โบ บล็อกของอัลกอริทึมแบบบอม-เวลช์ [8] จะรับความน่าจะเป็นของสถานะช่องสัญญาณที่กวาดไปข้างหน้า $a_k(s)$ และที่กวาดไปข้างหลัง $b_k(s)$ และฟังก์ชันเมทริกสาขา $c_k(s',s)$ จากเบิรสต์ดีเทกเตอร์ เพื่อประมาณค่าความน่าจะเป็นของการเปลี่ยนสถานะช่องสัญญาณ P_g และ P_b



รูปที่ 11 โครงสร้างของระบบถอดรหัสที่เสนอและการประมาณค่าพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณ

บล็อกประมาณค่าความแปรปรวนของสัญญาณรบกวนจะรับข่าวสารรวมของสัญลักษณ์อินพุต $L(Z_k)$ และสถานะช่องสัญญาณ $L(B_k)$ เพื่อประมาณค่าความแปรปรวนของสัญญาณรบกวนแล้วส่งค่าประมาณนี้ให้แก่ตัวถอดรหัสเทอร์โบและเบิรสต์ดีเทกเตอร์

6.4.1 รายละเอียดของการวนซ้ำในระบบถอดรหัสที่เสนอ

การถอดรหัสของระบบถอดรหัสที่เสนอจะกระทำด้วยวิธีการวนซ้ำ โดยรอบแรกของการวนซ้ำค่าข่าวสารพริออริ $L^i_{priori}(u_n)$ จะถูกกำหนดให้มีค่าเป็นศูนย์ ซึ่งเป็นกรณีที่บิตหนึ่งและบิตศูนย์มีโอกาสเกิดเท่า ๆ กัน และในกรณีที่ไม่ทราบพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณ ค่าความน่าจะเป็นของการเปลี่ยนสถานะช่องสัญญาณ P_g และ P_b จะถูกกำหนดให้มีค่าเริ่มต้นเป็น 0.5 และค่าเริ่มต้นของความแปรปรวน

ของสัญญาณรบกวนเมื่อช่องสัญญาณอยู่ในสถานะดีถูกกำหนดให้มีค่าต่าง ๆ เช่น 0.2, 0.5, 1.0, และ 2.0 ในขณะที่ค่าเริ่มต้นของความแปรปรวนของสัญญาณรบกวนเมื่อช่องสัญญาณอยู่ในสถานะเลวถูกกำหนดให้มีค่าต่าง ๆ เช่น 5, 10, 15, และ 20 สำหรับรอบแรกของการวนซ้ำ จากการทดสอบพบว่าค่าเริ่มต้นนี้ไม่มีผลต่อค่าประมาณที่ได้เมื่อระบบถอดรหัสลู่เข้า

ในการวนซ้ำแต่ละรอบ ตัวถอดรหัสย่อยแต่ละตัวจะทำงานตามลำดับแล้วตามด้วยการทำงานของเบิรสต์ดีเทกเตอร์ จากนั้นก็จะเป็นบล็อกของอัลกอริทึมแบบบอม-เวลช์ และเมื่อวงจรระหว่างตัวถอดรหัสเทอร์โบและเบิรสต์ดีเทกเตอร์ลู่เข้า ก็จะปรับปรุงค่าความแปรปรวนของสัญญาณรบกวน การวนซ้ำจะดำเนินไปจนกว่าระบบทั้งหมดลู่เข้า จากนั้นจะตัดสินบิตข้อมูลจากข่าวสารรวมของบิตข้อมูลที่ได้จากตัวถอดรหัสย่อยตัวใดตัวหนึ่ง และตัดสินสถานะช่องสัญญาณจากข่าวสารรวมของสถานะช่องสัญญาณที่ได้จากเบิรสต์ดีเทกเตอร์ ถึงแม้ว่าผลที่ได้จากการตัดสินบิตข้อมูลจากตัวถอดรหัสย่อยแต่ละตัวอาจจะให้ผลไม่เหมือนกัน แต่สมรรถนะของระบบที่ได้แทบจะไม่แตกต่างกัน [1]

6.4.2 การเปรียบเทียบกับการถอดรหัสแบบต่าง ๆ

การวิจัยนี้ทำการเปรียบเทียบสมรรถนะของการถอดรหัสแบบต่าง ๆ ดังตารางที่ 1 มีรายละเอียดดังนี้

1) ขีดจำกัดของสมรรถนะการถอดรหัส (Maximum Achievable Performance Limit) เป็นกรณีในอุดมคติที่ระบบถอดรหัสทราบสถานะช่องสัญญาณและค่าความแปรปรวนที่ถูกต้อง
2) ระบบถอดรหัสที่เสนอเมื่อทราบพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณ (Proposed Decoding System with Known Channel Parameters) เป็นกรณีที่ระบบถอดรหัสที่เสนอทราบความน่าจะเป็นของการเปลี่ยนสถานะช่องสัญญาณและความแปรปรวนของสัญญาณรบกวน แต่ระบบถอดรหัสต้องประมาณสถานะช่องสัญญาณ
3) ระบบถอดรหัสที่เสนอเมื่อไม่ทราบพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณ (Proposed Decoding System with Unknown Channel Parameters) เป็นกรณีที่ระบบถอดรหัสที่เสนอต้องประมาณสถานะช่องสัญญาณ ความน่าจะเป็นของการเปลี่ยนสถานะช่องสัญญาณ และค่าความแปรปรวนของสัญญาณรบกวนเอง
4) ระบบถอดรหัสเทอร์โบแบบดั้งเดิม (Conventional Turbo Decoding System) เป็นระบบถอดรหัสเทอร์โบที่ไม่มีการตรวจวัดสถานะช่องสัญญาณแต่กำหนดให้ทราบและใช้ค่าเฉลี่ยของความแปรปรวนของสัญญาณรบกวน ซึ่งคำนวณได้จากการเฉลี่ยค่าความแปรปรวนของ

สัญญาณรบกวนที่ถ่วงน้ำหนักด้วยความน่าจะเป็นของสถานะช่องสัญญาณ เมื่อช่องสัญญาณอยู่ในสภาวะคงตัว ดังสมการที่ (60)

$$\sigma^2_{average} = P(good_state)\ \sigma^2_{good} + P(bad_state)\ \sigma^2_{bad} \qquad (60)$$

ตารางที่ 1 การถอดรหัสแบบต่าง ๆ ที่ใช้เปรียบเทียบกันในการวิจัย

Decoding Scheme No.	Decoding Schemes	channel state	transition probabilities	noise variances
1	Maximum Achievable Performance Limit	known	not used	known
2	Proposed Decoding with Known Channel Parameters	estimated	known	known
3	Proposed Decoding with Unknown Channel Parameters	estimated	estimated	estimated
4	Conventional Turbo Decoding with Average Noise Variance	not used	not used	known

ในงานวิจัยนี้ได้เปรียบเทียบความซับซ้อนของระบบถอดรหัสแบบต่าง ๆ ที่มีในตารางที่ 1 โดยเปรียบเทียบจำนวนของการคูณและการบวกที่ต้องใช้สำหรับการประมวลผลแต่ละรอบของการวนซ้ำ โดยจะเริ่มพิจารณาระบบถอดรหัสที่เสนอเมื่อทราบพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณก่อน จากนั้นจะพิจารณาความซับซ้อนของระบบถอดรหัสอื่น ๆ ที่เหลือ นอกจากนี้เพื่อให้ง่ายต่อการอธิบายจะพิจารณาจำนวนของการคูณและการบวกแต่ละสมการ โดยยังไม่พิจารณารายละเอียดของแต่ละพจน์ในทีเดียวเลยแต่จะค่อย ๆ พิจารณาในขั้นตอนถัด ๆ ไป

จำนวนของการคูณในการคำนวณค่า $\alpha_{i,n}(s)$ แต่ละตัวในสมการที่ (31) จะเท่ากับจำนวนพจน์ที่ต้องทำการบวกกัน ซึ่งน่าจะเท่ากับ จำนวนสถานะของตัวเข้ารหัสย่อย (M) หรือขนาดของเซต ζ_i แต่เนื่องจาก $\gamma_{i,n}(s',s)$ มีค่าเป็นศูนย์สำหรับการเปลี่ยนสถานะที่เป็นไปไม่ได้ จึงทำให้จำนวนของการคูณที่ต้องใช้น้อยกว่านี้ กล่าวคือต้องเท่ากับจำนวนของการเปลี่ยนสถานะที่เป็นไปได้ และเนื่องจากเราใช้ข้อมูลแบบไบนารีในการเข้ารหัส จึงทำให้จำนวนของสาขาบนแผนภาพเทรลลิสที่เข้ามาแต่ละสถานะมีเพียงแค่สอง และทำให้จำนวนพจน์ที่บวกกันในสมการที่ (31) ต้องเท่ากับสองด้วย ดังนั้นจำนวนของการคูณที่ต้องใช้สำหรับการคำนวณค่า $\alpha_{i,n}(s)$ แต่ละตัวจึงเท่ากับสอง ในขณที่จำนวนของการบวกจะเท่ากับหนึ่ง

เนื่องจากต้องคำนวณค่า $\alpha_{i,n}(s)$ สำหรับทุก ๆ เวลา $n = 1,2,...,N$ ทุก ๆ สถานะของตัวเข้ารหัสย่อย $s = 0,1,2,...,M-1$ และทุก ๆ ตัวเข้ารหัสย่อยซึ่งกำหนดให้มีจำนวนเท่ากับ C (ในที่นี้ $C = 2$) ดังนั้นจำนวนของการคูณและการบวกเพื่อหาค่า $\alpha_{i,n}(s)$ ทุกตัวเท่ากับ $2MCN$ และ MCN ตามลำดับ เมื่อเปรียบ

เทียบการคำนวณหาค่า $\beta_{i,n}(s)$ ในสมการที่ (32) กับการคำนวณหาค่า $\alpha_{i,n}(s)$ ในสมการที่ (31) ประกอบกับจำนวนของสาขาที่ออกจากแต่ละสถานะของตัวเข้ารหัสบนแผนภาพเทรลลิสมีค่าเท่ากับสอง จึงสรุปได้ว่าจำนวนของการคูณและการบวกที่ต้องใช้สำหรับการคำนวณค่า $\alpha_{i,n}(s)$ และ $\beta_{i,n}(s)$ มีค่าเท่ากัน ดังนั้นจำนวนของการคูณและการบวกที่ใช้ในการกวาดไปข้างหน้าและกวาดจากข้างหลังของตัวถอดรหัสเทอร์โบรวมกันเท่ากับ 4MCN และ 2MCN ตามลำดับ

เนื่องจากการหาคำนวณ $\alpha_{i,n}(s)$ และ $\beta_{i,n}(s)$ นั้นเราจำเป็นต้องเตรียมค่า $\gamma_{i,n}(s',s)$ จากสมการที่ (37) จะเห็นว่ามีพจน์ทางขวาอยู่สามพจน์ดังนั้นจึงใช้จำนวนของการคูณเท่ากับสอง เนื่องจากที่แต่ละสถานะ s จะมีสถานะ s' ที่เป็นไปได้เพียงสองสถานะ ดังนั้นในการคำนวณค่า $\gamma_{i,n}(s',s)$ ทั้งหมดต้องใช้จำนวนการคูณและการบวกเท่ากับ 4MCN และศูนย์ตามลำดับ

ในการคำนวณ $\gamma_{i,n}(s',s)$ จะต้องเตรียมค่าแต่ละพจน์ทางขวามือของสมการที่ (37) ก่อน โดยพจน์แรกทางขวามือของสมการได้มาจากตัวถอดรหัสย่อยตัวอื่น ๆ ส่วนพจน์สองพจน์ทางขวามือสามารถคำนวณได้จากสมการที่ (29) (โดยจะต้องเตรียมทั้งกรณีสัญลักษณ์อินพุตของช่องสัญญาณเป็นศูนย์และหนึ่ง) เมื่อพิจารณาการคำนวณในสมการที่ (29) จะต้องใช้จำนวนการคูณเท่ากับจำนวนของสถานะช่องสัญญาณซึ่งจะให้เท่ากับ D (ซึ่งในที่นี้ $D=2$) และใช้จำนวนการบวกเท่ากับ $D-1$ ดังนั้นในการคำนวณพจน์ทางขวามือทั้งหมดสำหรับสำหรับตัวถอดรหัสย่อยทุกตัวดังสมการที่ (37) จะต้องใช้จำนวนการคูณและการบวกเท่ากับ 4DCN และ $4(D-1)$CN ตามลำดับ

เพื่อความง่ายในการคำนวณจำนวนของการคูณและการบวก จะละการคำนวณฟังก์ชันพื้นฐานในสมการที่ (27) (28) และ (30) ออกไป ดังนั้นในการคำนวณค่าฟังก์ชันเมทริกสาขา $\gamma_{i,n}(s',s)$ และเตรียมพจน์ทางขวามือของสมการที่ (37) ทั้งหมด ต้องใช้จำนวนการคูณและการบวกเท่ากับ $4(M+D)$CN และ $4(D-1)$CN ตามลำดับ

สำหรับกรณีขีดจำกัดของสมรรถนะการถอดรหัส และระบบถอดรหัสเทอร์โบแบบดั้งเดิม การคำนวณค่า $\alpha_{i,n}(s)$ และ $\beta_{i,n}(s)$ จะใช้จำนวนการคูณและการบวกเท่ากับกรณีระบบถอดรหัสที่เสนอเมื่อทราบและไม่ทราบพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณ แต่ในการคำนวณค่า $\gamma_{i,n}(s',s)$ จะใช้จำนวนการคูณและการบวกเท่ากับ 4MCN และศูนย์ตามลำดับเท่านั้น เนื่องจากไม่ต้องมีการถ่วงน้ำหนักดังในสมการที่ (29)

หลังจากที่เตรียมค่าเมทริกฟังก์ชัน $\gamma_{i,n}(s',s)$, $\alpha_{i,n}(s)$ และ $\beta_{i,n}(s)$ แล้ว จะต้องคำนวณข่าวสารเอกซ์ทรินซิกในสมการที่ (25) และ (40) เมื่อพิจารณาจำนวนของพจน์ $(\alpha_{i,n-1}(s') \cdot P(Y_{i,n} \mid X_{i,n}, P(Q_{i,n})) \cdot \beta_{i,n}(s))$ และพจน์ $(\alpha_{i,n-1}(s') \cdot P^{i}(u_{\pi_i^{-1}(n)}) \cdot P(Y_{0,\pi_i^{-1}(n)} \mid u_{\pi_i^{-1}(n)}, P(Q_{0,\pi_i^{-1}(n)})) \cdot \beta_{i,n}(s))$ ที่ต้องบวกกันเนื่องจากเครื่องหมาย Σ ในพจน์เศษหรือพจน์ส่วนอย่างใดอย่างหนึ่ง มีค่าเท่ากับ M (ค่านี้ได้มาจากผลคูณระหว่างจำนวนสถานะของตัวเข้ารหัสย่อย กับจำนวนสาขาสำหรับแต่ละสถานะที่ให้บิตข้อมูล

(หรือพาริตีบิต) เป็นศูนย์หรือหนึ่งตามเงื่อนไขของการบวก ซึ่งมีเพียงหนึ่งสาขาต่อสถานะเท่านั้น) ดังนั้นจำนวนการบวกที่ต้องใช้ในแต่ละพจน์เศษหรือส่วนจะเท่ากับ $M-1$ และเนื่องจากแต่ละพจน์ภายใต้เครื่องหมาย Σ ของพจน์เศษหรือพจน์ส่วนมีจำนวนของการคูณที่ต้องใช้เท่ากับสอง (ถึงแม้ว่าในสมการที่ (40) จะปรากฏว่าพจน์ $\alpha_{i,n-1}(s')\cdot P^{i}(u_{\pi_i^{-1}(n)})\cdot P(Y_{0,\pi_i^{-1}(n)} \mid u_{\pi_i^{-1}(n)}, P(Q_{0,\pi_i^{-1}(n)}))\cdot\beta_{i,n}(s)$ ควรจะใช้จำนวนของการคูณเท่ากับสาม แต่เนื่องจากผลคูณระหว่างพจน์ $P^{i}(u_{\pi_i^{-1}(n)})$ และ $P(Y_{0,\pi_i^{-1}(n)} \mid u_{\pi_i^{-1}(n)}, P(Q_{0,\pi_i^{-1}(n)}))$ ได้ถูกกระทำไปแล้ว ตอนที่คำนวณค่า $\gamma_{i,n}(s',s)$ จึงไม่ต้องกระทำการคูณซ้ำนี้อีก ถ้าได้เตรียมหน่วยความจำสำหรับเก็บค่านี้ไว้) ดังนั้นจำนวนการคูณที่ต้องใช้สำหรับแต่ละพจน์เศษหรือพจน์ส่วนจะเท่ากับ $2M$ การหารในสมการที่ (25) และ (40) จะนับว่าเป็นการคูณด้วย ทำให้การคำนวณตามสมการที่ (25) และ (40) สำหรับทุกตัวเข้ารหัสย่อย (มีจำนวน C ตัว) และทุกบิตข้อมูลและพาริตีบิต (มีจำนวน $2N$ บิตต่อตัวถอดรหัส) ต้องใช้จำนวนของการคูณและบวกเท่ากับ $2(4M+1)CN$ และ $4(M-1)CN$ ตามลำดับ

สำหรับกรณีขีดจำกัดของสมรรถนะการถอดรหัส และระบบถอดรหัสเทอร์โบแบบดั้งเดิม จะไม่ต้องคำนวณข่าวสารของพาริตีบิตในสมการที่ (40) เพราะไม่ได้ใช้ จึงทำให้จำนวนของการคูณและการบวกพิจารณาเฉพาะสมการที่ (25) ซึ่งมีค่าเท่ากับ $(4M+1)CN$ และ $2(M-1)CN$ ตามลำดับ

สำหรับกรณีของการหาจำนวนการคูณและการบวกที่ต้องใช้ในการคำนวณ $a_k(q)$ ในสมการที่ (6) และ $b_k(q)$ ในสมการที่ (7) ก็สามารถใช้วิธีการเดียวกัน จะได้ว่าในคำนวณ $a_k(q)$ และ $b_k(q)$ ทั้งหมดจะต้องใช้จำนวนการคูณและการบวกเท่ากับ $2D^2K$ และ $2D(D-1)K$ ตามลำดับ (เนื่องมาจากแต่ละพจน์เศษและพจน์ส่วนทางขวามือของสมการที่ (6) และ (7) ต้องใช้จำนวนของการคูณและการบวกเท่ากับ D และ $(D-1)$ ตามลำดับ และต้องคำนวณ $a_k(q)$ และ $b_k(q)$ สำหรับทุกค่า $k=1,2,...,K$ และทุกค่า $q=0,1,...,D-1$) สำหรับการคำนวณค่า $c_k(q',q)$ ในสมการที่ (8) จะต้องใช้จำนวนการคูณและการบวกเท่ากับ D^2K และศูนย์ตามลำดับ เมื่อ K คือจำนวนของสัญลักษณ์ทั้งหมดที่ส่งผ่านช่องสัญญาณ ซึ่งมีค่าเท่ากับ $(C+1)N$

การคำนวณจำนวนของการคูณและการบวกที่ต้องใช้ในการเตรียมพจน์ต่าง ๆ ทางขวามือของสมการที่ (8) จะพิจารณาเฉพาะพจน์ขวาสุดเท่านั้น (คำนวณได้จากสมการที่ (9)) ส่วนพจน์แรกทางขวามือของสมการที่ (8) ไม่จำเป็นต้องทำ เนื่องจากทราบค่าอยู่แล้ว หรือมิเช่นนั้นก็จะได้ค่ามาจากบล็อกของอัลกอริทึมแบบบอม-เวลช์ (สำหรับกรณีที่ไม่ทราบพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณ) ซึ่งจะคำนวณความซับซ้อนแยกออกไปต่างหาก การคำนวณเพื่อเตรียมพจน์ทางขวามือของสมการที่ (8) ทั้งหมดจะใช้จำนวนการคูณและการบวกเท่ากับ $2K$ และ K ตามลำดับและเพื่อความง่ายในการคำนวณจำนวนการคูณและการบวกจะไม่พิจารณาการคำนวณฟังก์ชันพื้นฐานในสมการที่ (10) (15) และ (16) ดังนั้นการ

คำนวณ $c_k(q',q)$ รวมทั้งการเตรียมพจน์ต่าง ๆ ในสมการที่ (8) ต้องใช้จำนวนการคูณและการบวกเท่ากับ $(D^2+2)K$ และ K ตามลำดับ

หลังจากที่เตรียมค่า $c_k(q',q)$, $a_k(q)$ และ $b_k(q)$ แล้ว จะต้องคำนวณข่าวสารของสถานะช่องสัญญาณในสมการที่ (5) จำนวนของพจน์ $(a_{k-1}(q')\cdot P(B_k=1|B_{k-1}=q')\cdot b_k(1))$ ที่ต้องบวกกันในเครื่องหมาย Σ ของแต่ละพจน์เศษหรือส่วน มีจำนวนเท่ากับจำนวนสถานะของช่องสัญญาณคือ D ดังนั้นจำนวนของการคูณและการบวกสำหรับแต่ละพจน์เศษหรือส่วนที่แต่ละเวลา k จึงเท่ากับ $2D$ และ $D-1$ ตามลำดับ ในกรณีที่ D มีค่าเท่ากับสอง จะต้องคำนวณพจน์ $\sum_{q'\in\Theta} a_{n-1}(q')\cdot P(B_k=1|B_{k-1}=q')\cdot b_n(q)$ สำหรับทุกค่า $q\in\Theta$ ซึ่งก็คือพจน์เศษและส่วนทางขวาของสมการที่ (5) ซึ่งมีจำนวนเท่ากับสอง แต่ถ้า D เป็นค่าใด ๆ ที่มากกว่าสองจะทำให้ต้องเตรียม พจน์ $\sum_{q'\in\Theta} a_{n-1}(q')\cdot P(B_k=1|B_{k-1}=q')\cdot b_n(q)$ สำหรับทุก $q\in\Theta$ เป็นจำนวนเท่ากับ D การหารในสมการที่ (5) จะนับว่าเป็นการคูณด้วย โดยจำนวนของการหารที่ต้องใช้ในแต่ละเวลา k จะเท่ากับหนึ่งสำหรับกรณีที่ $D=2$ แต่สำหรับกรณีที่ D มีค่ามากกว่าหรือเท่ากับสอง จำนวนการหารที่ต้องใช้จะเท่ากับ $D-1$ (เนื่องจากต้องเลือกสถานะช่องสัญญาณใดมาสถานะหนึ่ง แล้วทำการเปรียบเทียบความน่าจะเป็นของสถานะช่องสัญญาณอื่น ๆ กับความน่าจะเป็นของสถานะช่องสัญญาณที่เลือกไว้ได้เป็นจำนวนของการเปรียบเทียบเท่ากับ $D-1$) ดังนั้นการคำนวณตามสมการที่ (5) สำหรับทุก ๆ เวลา $k=1,2,...,K$ และ ทุก ๆ การเปรียบเทียบความน่าจะเป็นของสถานะช่องสัญญาณอื่น ๆ กับของสถานะช่องสัญญาณที่เลือกไว้ จะต้องใช้จำนวนของการคูณ และการบวกเท่ากับ $(2D^2+D-1)K$ และ $D(D-1)K$ ตามลำดับ

จำนวนของการคูณและการบวกที่ใช้ในแต่ละกระบวนการของการถอดรหัสแบบต่าง ๆ แสดงไว้ในตารางที่ 2 และ 3 และเมื่อแทนค่า $D=2$, $C=2$, และ $M=2^3=8$ สำหรับค่า N ใด ๆ จะได้จำนวนการคูณและการบวกทั้งหมดสำหรับการถอดรหัสแบบต่าง ๆ ดังตารางที่ 4

สถาบันวิทยบริการ
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

ตารางที่ 2 จำนวนของการคูณที่ใช้ในแต่ละกระบวนการของการถอดรหัสแบบต่าง ๆ

Decoding Scheme No.	Number of Multiplications Per Iteration Step							
	Turbo Decoder			Burst Detector			Baum-Welch Algorithm	Noise Variance Estimation
	Forward and Backward Recusions (31,32)	Branch Metric Function (29,33)	Extrinsic Information (25)	Forward and Backward Recusions (6,7)	Branch Metric Function (8,9)	Extrinsic Information (5)	(55)	(59)
1	4MCN	4MCN	(4M+1)CN	not used	not used	not used	not used	not used
2	4MCN	4(M+D)CN	2(4M+1)CN	$2D^2(C+1)N$	$(D^2+2D)(C+1)N$	$(2D^2+D-1)(C+1)N$	not used	not used
3	4MCN	4(M+D)CN	2(4M+1)CN	$2D^2(C+1)N$	$(D^2+2D)(C+1)N$	$(2D^2+D-1)(C+1)N$	$2D^2(C+1)N+D(D-1)$	$5D(C+1)N+D$
4	4MCN	4MCN	(4M+1)CN	not used	not used	not used	not used	not used

ตารางที่ 3 จำนวนของการบวกที่ใช้ในแต่ละกระบวนการของการถอดรหัสแบบต่าง ๆ

Decoding Scheme No.	Number of Additions Per Iteration Step							
	Turbo Decoder			Burst Detector			Baum-Welch Algorithm	Noise Variance Estimation
	Forward and Backward Recusions (31,32)	Branch Metric Function (29,33)	Extrinsic Information (25)	Forward and Backward Recusions (6,7)	Branch Metric Function (8,9)	Extrinsic Information (5)	(55)	(59)
1	2MCN	-	2(M-1)CN	not used	not used	not used	not used	not used
2	2MCN	4(D-1)CN	4(M-1)CN	2D(D-1)(C+1)N	D(C+1)N	D(D-1)(C+1)N	not used	not used
3	2MCN	4(D-1)CN	4(M-1)CN	2D(D-1)(C+1)N	D(C+1)N	D(D-1)(C+1)N	$D^2((C+1)N-1)$	$5D(C+1)N-2D$
4	2MCN	-	2(M-1)CN	not used	not used	not used	not used	not used

ตารางที่ 4 จำนวนของการคูณและการบวกที่ใช้ในการถอดรหัสแบบต่าง ๆ เมื่อ $D=2$, $C=2$, และ $M=8$

Decoding Scheme No.	Number of Multiplitions Per Iteration Step	Number of Additions Per Iteration Step
1	194N	60N
2	351N	120N
3	405N+4	162N-8
4	194N	60N

จากตารางที่ 2 และ 3 จะเห็นว่า การนำเบิรสต์ดีเทกเตอร์มาใช้งาน (ระบบถอดรหัสแบบที่ 2 และ 3) ทำให้ความซับซ้อนของตัวถอดรหัสเทอร์โบเพิ่มขึ้น แต่จำนวนของการคูณและบวกที่ต้องใช้ก็ยังคงแปรผันตรงกับขนาดบล็อกข้อมูล (N) (ตัวแปรอื่น ๆ กำหนดให้คงที่) มิได้เพิ่มขึ้นในลักษณะเป็นเลขยกกำลังของขนาดบล็อกข้อมูล

สำหรับจำนวนของการคูณและบวกทั้งหมดที่ใช้สำหรับการถอดรหัสแบบต่าง ๆ ก็หาได้โดยการบวกพจน์ต่าง ๆ ในแถวเดียวกัน จะเห็นว่าจำนวนของการคูณและการบวกที่ใช้สำหรับการถอดรหัสแบบต่าง ๆ ก็ยังคงแปรผันตรงกับขนาดบล็อกข้อมูล แม้ว่าจะมีค่าคงที่บวก (หรือลบ) เข้ามาในกรณีของระบบถอดรหัสแบบที่ 3 และเมื่อแทนค่า $D=2$, $C=2$, และ $M=8$ ได้ผลดังตารางที่ 4 จะเห็นว่าค่าคงที่ที่บวกเข้ามานี้มีค่าน้อยมากจนแทบจะไม่ต้องพิจารณาเมื่อเทียบกับขนาดของบล็อกข้อมูล N ที่ใช้

จากที่กล่าวมาในการเปรียบเทียบความซับซ้อน เราสามารถเปรียบเทียบจำนวนของการคูณและการบวกจากสัมประสิทธิ์ของ N ในตารางที่ 4 จะพบว่าระบบถอดรหัสที่เสนอเมื่อทราบพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณ (ระบบถอดรหัสแบบที่ 2) ต้องใช้จำนวนการคูณและการบวกเพิ่มขึ้นเป็น 351/194 = 1.81 เท่า และ 120/60 =2 เท่า ตามลำดับ เมื่อเทียบกับการถอดรหัสแบบดั้งเดิม และสำหรับระบบถอดรหัสที่เสนอเมื่อไม่ทราบพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณ (ระบบถอดรหัสแบบที่ 3) จะต้องใช้จำนวนการคูณและการบวกเพิ่มขึ้นเป็นประมาณ 405/194 = 2.09 เท่า และ 162/60 = 2.7 เท่า ตามลำดับ ซึ่งอาจกล่าวได้ว่าความซับซ้อนของระบบที่เสนอนี้เพิ่มขึ้นเป็นไม่เกินสามเท่า สำหรับงานวิจัยนี้

6.5 ผลการทดสอบสมรรถนะของระบบถอดรหัสที่เสนอ

ในการทดสอบสมรรถนะของระบบถอดรหัส ตัวเข้ารหัสเทอร์โบถูกกำหนดให้มีอัตราการเข้ารหัสเป็น 1/3 โดยที่ตัวถอดรหัสย่อยทุกตัวที่ใช้มีพหุนามป้อนไปข้างหน้า (forward polynomial) เป็น $1+D^3$ และพหุนามป้อนกลับ (backward polynomial) เป็น $1+D+D^2+D^3$ ดังรูปที่ 6 ขนาดของบล็อกข้อมูลที่ใช้ในการทดสอบคือขนาด 300 และ 2400 บิต จำนวนบล็อกข้อมูลที่ใช้คือ 50000 และ 20000 ตามลำดับ วงจรอินเตอร์ลีฟทุกตัวที่ใช้เป็นแบบสุ่ม (random interleaver) ความน่าจะเป็นของการเปลี่ยนสถานะช่องสัญญาณ (P_b,P_g) มีค่าเป็น (0.1,0.3), (1/30,0.1) และ (0.01,0.03) โดยรักษาสัดส่วนของความน่าจะเป็นของการเปลี่ยนสถานะให้คงที่ที่อัตราส่วน P_b ต่อ P_g เป็นหนึ่งต่อสาม อัตราส่วนนี้ทำให้เมื่อช่องสัญญาณอยู่ในสภาวะคงตัวแล้วสัดส่วนของการที่ช่องสัญญาณจะอยู่ในสถานะดีต่อสถานะเลวเป็น 75 ต่อ 25 เปอร์เซ็นต์ ซึ่งคำนวณได้จากสมการที่ (13) และ (14) สมรรถนะในการถอดรหัสถูกวัดด้วยอัตราความผิดพลาดของบิตข้อมูลที่ถอดรหัสได้เมื่อระบบถอดรหัสลู่เข้า และกำหนดให้ความแปรปรวนของสัญญาณรบกวนไม่ขึ้นกับอินพุตที่ป้อนให้แก่ช่องสัญญาณ

ในการทดสอบสมรรถนะนี้ กำหนดให้อัตราส่วนของพลังงานเฉลี่ยต่อบิตต่อความหนาแน่นสเปกตรัมกำลังของสัญญาณรบกวนเมื่อช่องสัญญาณอยู่ในสถานะดีหรือ high E_b/N_0 มีค่าตั้งแต่ 2 ถึง 6 dB และกำหนดให้อัตราส่วนของพลังงานเฉลี่ยต่อบิตต่อความหนาแน่นสเปกตรัมของกำลังของสัญญาณรบกวนเมื่อช่องสัญญาณอยู่ในสถานะเลวหรือ low E_b/N_0 มีค่าคงที่ที่ –10 และ -4 dB กราฟสมรรถนะของระบบถอดรหัสเมื่อขนาดของบล็อกข้อมูลเท่ากับ 300 บิตแสดงในรูปที่ 12 ถึง 14 และเมื่อขนาดของบล็อกข้อมูลเท่ากับ 2400 บิตแสดงในรูปที่ 15 ถึง 17

รูปที่ 12 และ 15 เป็นกรณีที่สถานะช่องสัญญาณมีการเปลี่ยนแปลงบ่อย กล่าวคือ P_b และ P_g มีค่าเท่ากับ 0.1 และ 0.3 ตามลำดับ จากกราฟจะเห็นว่าสมรรถนะของระบบถอดรหัสที่เสนอเมื่อไม่ทราบพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณด้อยกว่ากรณีที่ทราบพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณ ไม่มากนัก และสมรรถนะของระบบถอดรหัสที่เสนอนี้เมื่อทราบและไม่ทราบพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณ ดีกว่าสมรรถนะของระบบถอดรหัสเทอร์โบแบบดั้งเดิมอย่างเห็นได้ชัด โดยเฉพาะเมื่อค่า low E_b/N_0 มีค่าต่ำลงคือมีค่าเปลี่ยนจาก -4 dB ในรูปที่ 12(ข) และ 15(ข) เป็น –10 dB ในรูปที่ 12(ก) และ 15(ก) ซึ่งสมรรถนะของระบบถอดรหัสเทอร์โบแบบดั้งเดิมจะด้อยลงอย่างมาก แต่สมรรถนะของระบบถอดรหัสที่เสนอนี้ยังด้อยกว่าเมื่อเปรียบเทียบกับขีดจำกัดของสมรรถนะการถอดรหัสค่อนข้างมาก อย่างไรก็ดี เมื่อช่องสัญญาณมีการเปลี่ยนแปลงสถานะน้อยลงคือ P_b และ P_g มีค่าเท่ากับ 1/30 และ 0.1 ตามลำดับดังในรูปที่ 13 และ 16 สมรรถนะของระบบถอดรหัสที่เสนอก็จะเข้าใกล้ขีดจำกัดของสมรรถนะการถอด

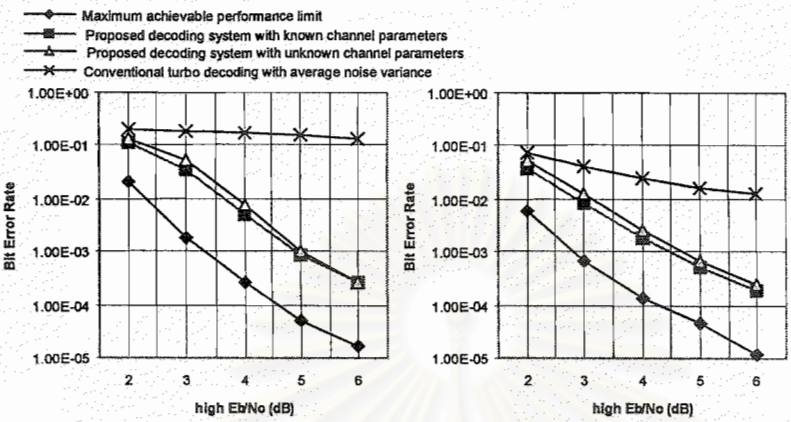
รหัสมากขึ้น และความแตกต่างของสมรรถนะของระบบถอดรหัสที่เสนอเมื่อทราบและไม่ทราบพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณก็มีค่าน้อยลง

เมื่อช่องสัญญาณมีการเปลี่ยนแปลงสถานะน้อยลงไปอีกคือ P_b และ P_g มีค่าเท่ากับ 0.01 และ 0.03 ตามลำดับ ดังในรูปที่ 14 และ 17 สมรรถนะของระบบถอดรหัสที่เสนอก็จะยิ่งเข้าใกล้ขีดจำกัดของสมรรถนะการถอดรหัสมากขึ้น และในกรณีนี้พบว่าการที่ทราบหรือไม่ทราบพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณก็แทบจะไม่มีผลต่อสมรรถนะของระบบถอดรหัสที่เสนอ แต่การที่ช่องสัญญาณมีการเปลี่ยนแปลงสถานะน้อยลงนั้นทำให้สมรรถนะของระบบถอดรหัสเทอร์โบแบบดั้งเดิมด้อยลงไปบ้างแต่ไม่มากนัก

เมื่อพิจารณาขีดจำกัดของสมรรถนะการถอดรหัสสำหรับกรณีที่ขนาดของบล็อกข้อมูลเท่ากับ 300 บิต โดย (P_b,P_g) มีค่าเท่ากับ (0.1,0.3), (1/30,0.1) และ (0.01,0.03) แสดงดังกราฟในรูปที่ 12, 13 และ 14 ตามลำดับ พบว่าขีดจำกัดของสมรรถนะการถอดรหัสด้อยลงเมื่อ P_b และ P_g มีค่าน้อยลง แต่เมื่อพิจารณากรณีที่ขนาดของบล็อกข้อมูลเท่ากับ 2400 บิต ซึ่งเป็นขนาดของบล็อกข้อมูลที่มากเพียงพอที่จะทำให้วงจรอินเตอร์ลีฟเวอร์สามารถกระจายเบิรสต์ได้อย่างเต็มที่ โดยที่ (P_b,P_g) มีค่าเท่ากับ (0.1,0.3), (1/30,0.1) และ (0.01,0.03) ดังกราฟในรูปที่ 15, 16 และ 17 ตามลำดับ พบว่าขีดจำกัดของสมรรถนะการถอดรหัสแทบไม่มีความแตกต่างกันสำหรับกรณีที่บล็อกข้อมูลมีขนาดมากเช่นนี้

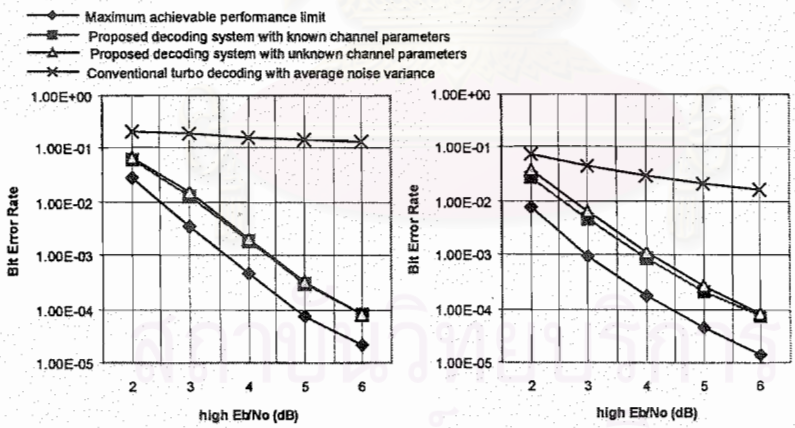
จากผลของการทดสอบสรุปได้ว่า สมรรถนะของระบบถอดรหัสที่เสนอเมื่อทราบและไม่ทราบพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณดีกว่าสมรรถนะของระบบถอดรหัสเทอร์โบแบบดั้งเดิมในทุกกรณี โดยที่สมรรถนะของระบบถอดรหัสที่เสนอเมื่อทราบและไม่ทราบพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณไม่ค่อยมีความแตกต่างกันมากนัก และสมรรถนะของระบบทั้งสองจะเข้าใกล้กันมากขึ้นเมื่อค่าของ P_b และ P_g มีค่าน้อยลงหรือค่า high E_b/N_0 และค่า low E_b/N_0 มีความแตกต่างกันมากขึ้น

ถึงแม้ว่าเมื่อเปรียบเทียบสมรรถนะของระบบถอดรหัสที่เสนอนี้กับขีดจำกัดของสมรรถนะการถอดรหัสพบว่า สมรรถนะของระบบถอดรหัสที่เสนอนี้ยังด้อยกว่า แต่อย่างไรก็ดี เมื่อช่องสัญญาณมีความน่าจะเป็นของการเปลี่ยนสถานะน้อยลงหรือ P_b และ P_g มีค่าน้อยลงสมรรถนะของระบบถอดรหัสที่เสนอก็จะเข้าใกล้ขีดจำกัดของสมรรถนะการถอดรหัสมากขึ้น เนื่องจากเบิรสต์ดีเทกเตอร์สามารถตรวจวัดสถานะช่องสัญญาณได้ดีขึ้นเมื่อ P_b และ P_g มีค่าน้อยลง ซึ่งประเด็นนี้จะกล่าวต่อไปในหัวข้อสมรรถนะการตรวจวัดเบิรสต์ของเบิรสต์ดีเทกเตอร์



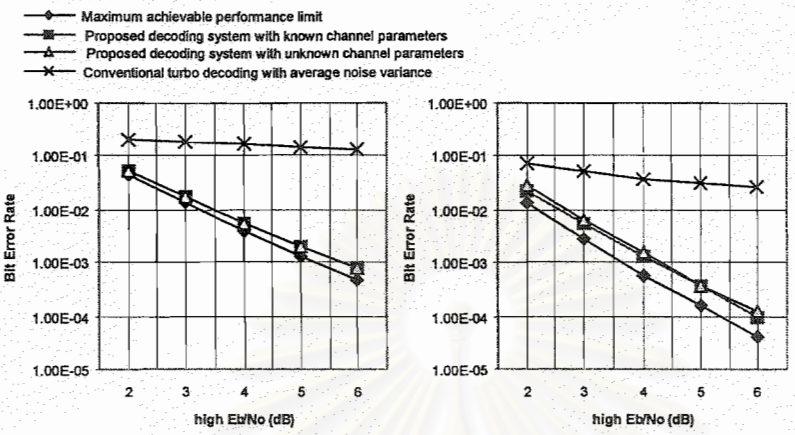
(ก) low E_b/N_0 = -10 dB (ข) low E_b/N_0 = -4 dB

รูปที่ 12 สมรรถนะของระบบถอดรหัสต่าง ๆ เมื่อขนาดของบล็อกข้อมูลเป็น 300 บิต ค่า $P_b = 0.1$ และ $P_g = 0.3$



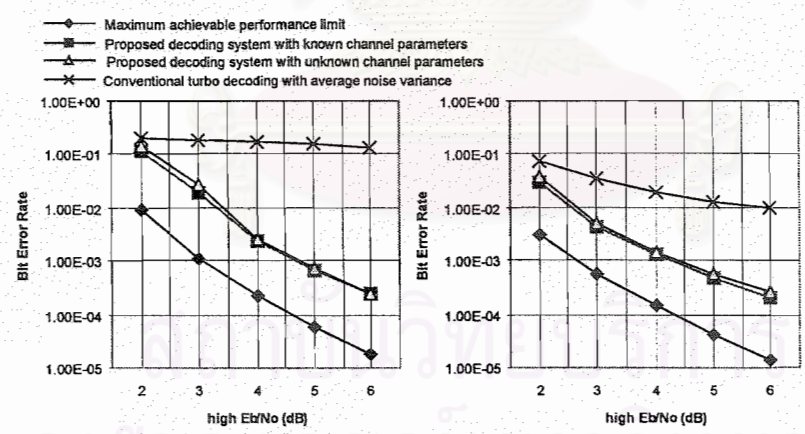
(ก) low E_b/N_0 = -10 dB (ข) low E_b/N_0 = -4 dB

รูปที่ 13 สมรรถนะของระบบถอดรหัสต่าง ๆ เมื่อขนาดของบล็อกข้อมูลเป็น 300 บิต ค่า $P_b = 1/30$ และ $P_g = 0.1$



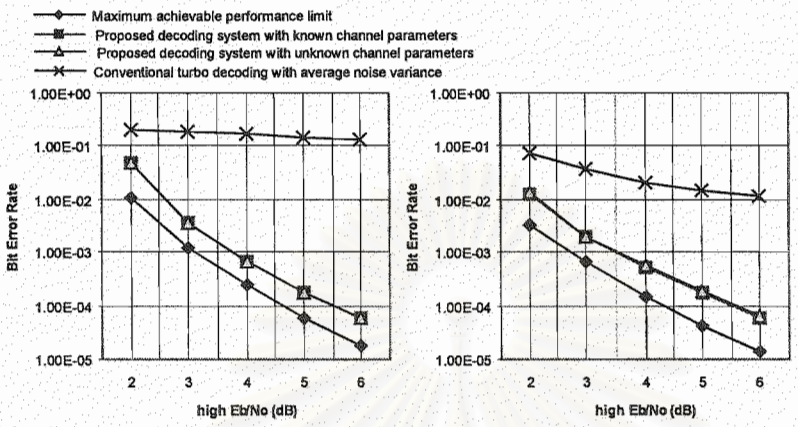
(ก) low $E_b/N_0 = -10$ dB (ข) low $E_b/N_0 = -4$ dB

รูปที่ 14 สมรรถนะของระบบถอดรหัสต่าง ๆ เมื่อขนาดของบล็อกข้อมูลเป็น 300 บิต ค่า $P_b = 0.01$ และ $P_g = 0.03$



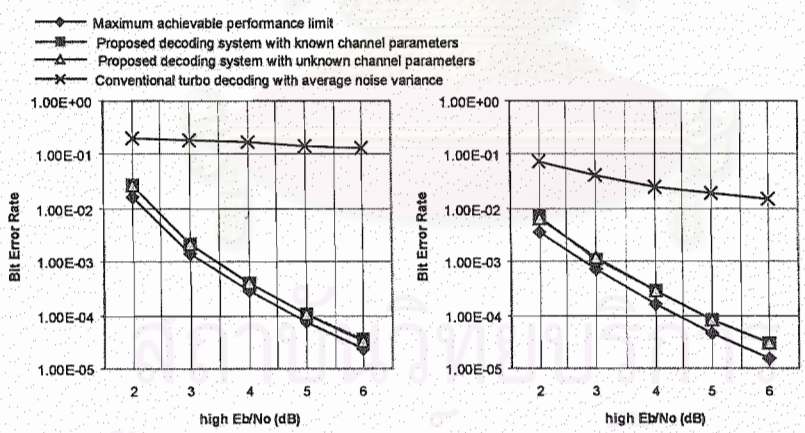
(ก) low $E_b/N_0 = -10$ dB (ข) low $E_b/N_0 = -4$ dB

รูปที่ 15 สมรรถนะของระบบถอดรหัสต่าง ๆ เมื่อขนาดของบล็อกข้อมูลเป็น 2400 บิต ค่า $P_b = 0.1$ และ $P_g = 0.3$



(ก) low $E_b/N_0 = -10$ dB (ข) low $E_b/N_0 = -4$ dB

รูปที่ 16 สมรรถนะของระบบถอดรหัสต่าง ๆ เมื่อขนาดของบล็อกข้อมูลเป็น 2400 บิต ค่า $P_b = 1/30$ และ $P_g = 0.1$



(ก) low $E_b/N_0 = -10$ dB (ข) low $E_b/N_0 = -4$ dB

รูปที่ 17 สมรรถนะของระบบถอดรหัสต่าง ๆ เมื่อขนาดของบล็อกข้อมูลเป็น 2400 บิต ค่า $P_b = 0.01$ และ $P_g = 0.03$

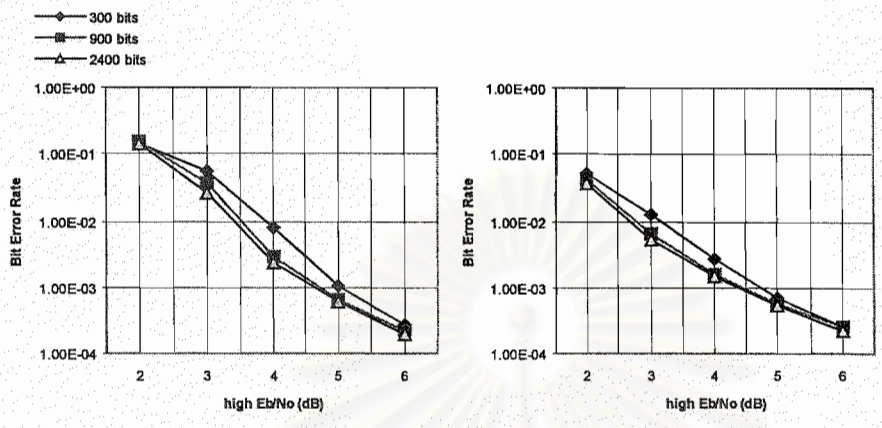
6.6 ผลของขนาดบล็อกข้อมูลที่มีต่อสมรรถนะของระบบถอดรหัสที่เสนอ

หัวข้อนี้แสดงผลที่ขนาดบล็อกข้อมูลมีต่อสมรรถนะของระบบถอดรหัสที่เสนอเมื่อไม่ทราบพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณ โดยได้เปรียบเทียบสมรรถนะเมื่อบล็อกข้อมูลมีขนาด 300, 900 และ 2400 บิตในสภาวะต่าง ๆ ของช่องสัญญาณ จำนวนของบล็อกข้อมูลที่ใช้คือ 50000, 20000 และ 20000 ตามลำดับ ได้ผลดังกราฟในรูปที่ 18 ถึง 20

จากกราฟในรูปที่ 18 ถึง 20 พบว่า การใช้บล็อกข้อมูลที่มีขนาดมากกว่าจะให้สมรรถนะดีกว่าเสมอ และสำหรับกรณีที่บล็อกข้อมูลมีขนาดมากเพียงพอที่ทำให้วงจรอินเตอร์ลีฟเวอร์ช่องสัญญาณสามารถกระจายเบิรสต์ได้อย่างเต็มที่ดังในรูปที่ 18 ถึง 19 ก็พบว่า การใช้บล็อกข้อมูลขนาดมากกว่าให้สมรรถนะของการถอดรหัสดีขึ้นเมื่อ high E_b/N_0 มีค่ามากขึ้น แต่ข้อได้เปรียบนี้เมื่อเทียบกับการใช้บล็อกข้อมูลที่มีขนาดเล็กกว่าก็มีแนวโน้มที่เริ่มลดลง เมื่อ high E_b/N_0 มีค่ามากจนถึงจุดหนึ่งคือประมาณ 4 dB จากนั้นกราฟสมรรถนะของระบบถอดรหัสที่ใช้บล็อกข้อมูลขนาดต่าง ๆ ก็จะเริ่มเข้าใกล้กัน

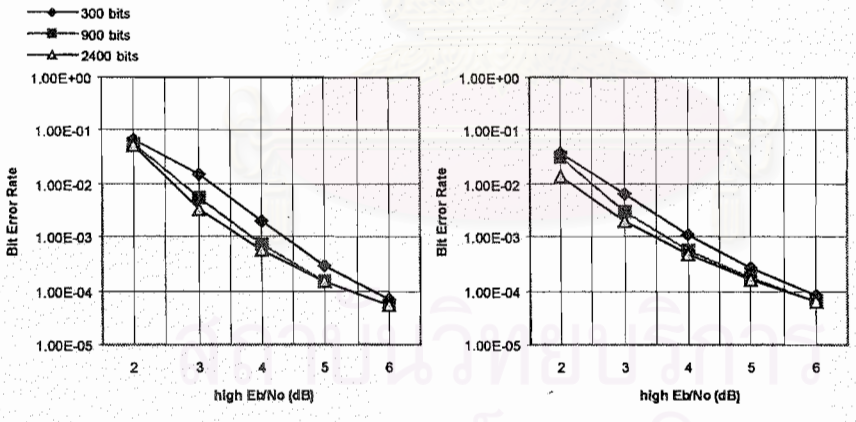
สำหรับกรณีที่บล็อกข้อมูลมีขนาดไม่มากเพียงพอที่จะทำให้วงจรอินเตอร์ลีฟเวอร์ช่องสัญญาณสามารถกระจายเบิรสต์ได้อย่างเต็มที่ ดังเช่นกรณีบล็อกข้อมูลขนาด 300 บิตในสภาวะที่ช่องสัญญาณมีค่า P_b และ P_g เป็น 0.01 และ 0.03 โดยขนาดความยาวเฉลี่ยของเบิรสต์ (average burst length) คำนวณได้จาก $1/P_g$ [2, 3, 5] ซึ่งมีค่าประมาณ 33 สมรรถนะในกรณีดังกล่าวแสดงด้วยกราฟในรูปที่ 20 ในรูปนี้กราฟสมรรถนะสำหรับกรณีที่บล็อกข้อมูลมีขนาด 300 บิตไม่มีแนวโน้มที่จะเข้าใกล้กราฟสมรรถนะของระบบถอดรหัสเมื่อบล็อกข้อมูลมีขนาด 900 และ 2400 บิต แม้ว่าจะเพิ่มค่า high E_b/N_0 ให้มากขึ้น จะเห็นได้ว่าการใช้บล็อกข้อมูลที่มีขนาดไม่เพียงพอนี้ทำให้สมรรถนะของการถอดรหัสด้อยลงไปมาก

สถาบันวิทยบริการ
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย



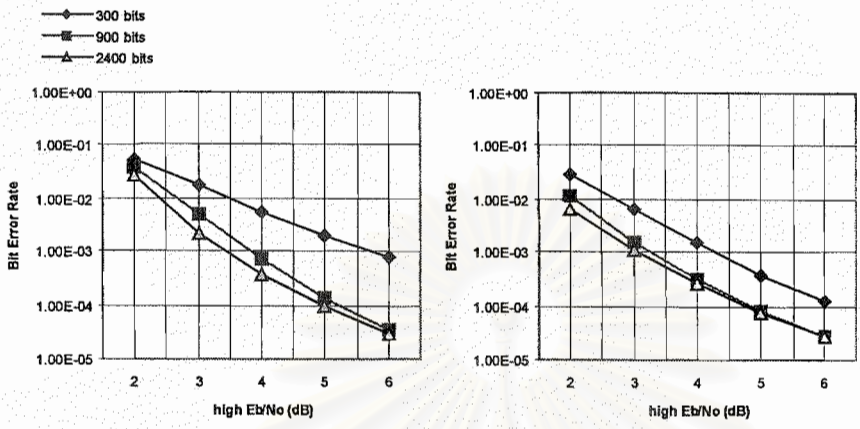
(ก) low $E_b/N_0 = -10$ dB (ข) low $E_b/N_0 = -4$ dB

รูปที่ 18 การเปรียบเทียบสมรรถนะของระบบถอดรหัสที่เสนอเมื่อไม่ทราบพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณ โดยบล็อกข้อมูลมีขนาดเป็น 300, 900 และ 2400 บิต ค่า $P_b = 0.1$ และ $P_g = 0.3$



(ก) low $E_b/N_0 = -10$ dB (ข) low $E_b/N_0 = -4$ dB

รูปที่ 19 การเปรียบเทียบสมรรถนะของระบบถอดรหัสที่เสนอเมื่อไม่ทราบพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณ โดยบล็อกข้อมูลมีขนาดเป็น 300, 900 และ 2400 บิต ค่า $P_b = 1/30$ และ $P_g = 0.1$



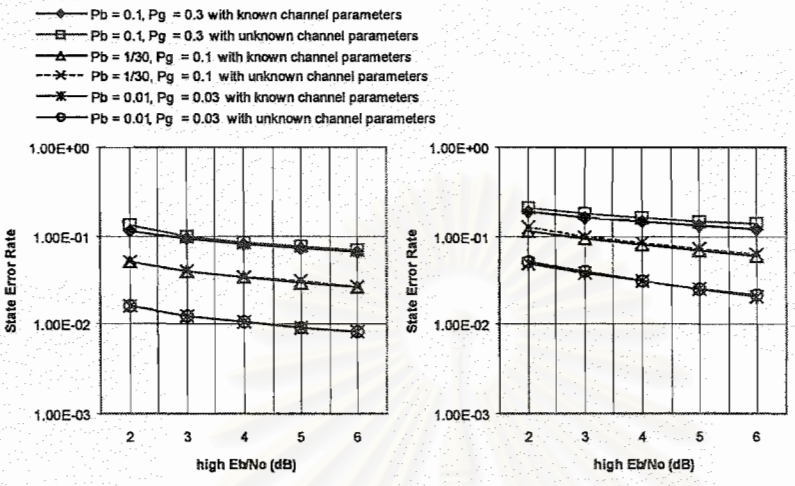
(ก) low E_b/N_0 = -10 dB (ข) low E_b/N_0 = -4 dB

รูปที่ 20 การเปรียบเทียบสมรรถนะของระบบถอดรหัสที่เสนอเมื่อไม่ทราบพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณโดยบล็อกข้อมูลมีขนาดเป็น 300, 900 และ 2400 บิต ค่า $P_b = 0.01$ และ $P_g = 0.03$

6.7 สมรรถนะการตรวจวัดเบิรสต์ของเบิรสต์ดีเทกเตอร์

หัวข้อนี้แสดงผลการทดสอบสมรรถนะของเบิรสต์ดีเทกเตอร์ ภายใต้สภาวะต่าง ๆ ของช่องสัญญาณ โดยสมรรถนะนี้วัดจากอัตราความผิดพลาดของสถานะช่องสัญญาณที่เบิรสต์ดีเทกเตอร์ตรวจวัดได้เมื่อระบบถอดรหัสลู่เข้า ผลการเปรียบเทียบสมรรถนะของเบิรสต์ดีเทกเตอร์เมื่อทราบและไม่ทราบพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณแสดงในรูปที่ 21 และผลที่ขนาดของบล็อกข้อมูลมีต่อสมรรถนะของเบิรสต์ดีเทกเตอร์แสดงในรูปที่ 22

ในรูปที่ 21 แสดงการเปรียบเทียบกราฟสมรรถนะของเบิรสต์ดีเทกเตอร์เมื่อทราบและไม่ทราบพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณ โดยขนาดของบล็อกข้อมูลเท่ากับ 2400 บิต จำนวนของบล็อกข้อมูลที่ใช้คือ 20000 ภายใต้สภาวะที่ช่องสัญญาณมีค่า (P_b,P_g) เท่ากับ (0.1,0.3), (1/30,0.1) และ (0.01,0.03) และกำหนดให้ low E_b/N_0 มีค่าเท่ากับ –10 dB และ –4 dB ในรูปที่ 21(ก) และ 21(ข) ตามลำดับ พบว่าสมรรถนะของเบิรสต์ดีเทกเตอร์ดีขึ้นเมื่อ P_b และ P_g มีค่าลดลง หรือเมื่อ high E_b/N_0 และ low E_b/N_0 มีค่าแตกต่างกันมากขึ้น นอกจากนี้การทราบและไม่ทราบพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณมีผลต่อสมรรถนะของเบิรสต์ดีเทกเตอร์ไม่มากนักโดยเฉพาะเมื่อ P_b และ P_g มีค่าน้อยลง

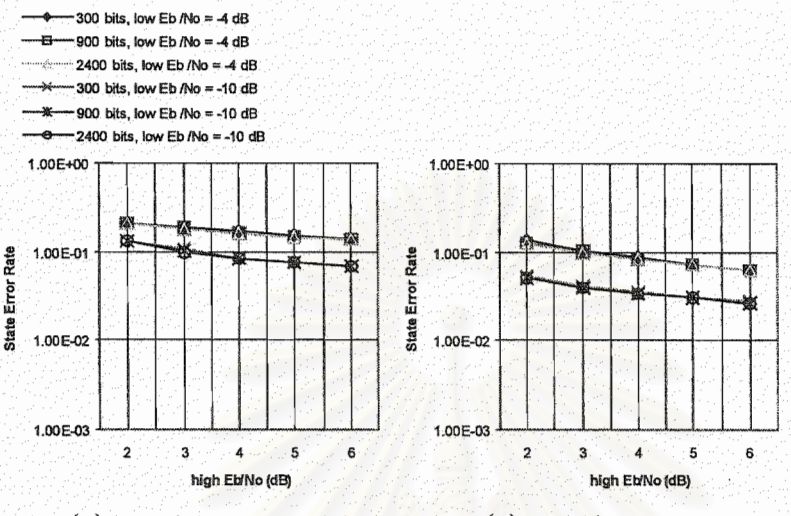


(ก) low $E_b/N_0 = -10$ dB (ข) low $E_b/N_0 = -4$ dB

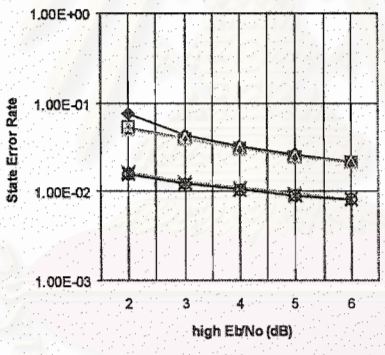
รูปที่ 21 การเปรียบเทียบสมรรถนะของเบิรสต์ดีเทกเตอร์เมื่อทราบและไม่ทราบพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณ โดยบล็อกข้อมูลมีขนาดเป็น 2400 บิต และ (P_b, P_g) มีค่าเป็น (0.1, 0.3), (1/30, 0.1) และ (0.01, 0.03)

รูปที่ 22 แสดงถึงผลที่ขนาดของบล็อกข้อมูลมีต่อสมรรถนะของเบิรสต์ดีเทกเตอร์ ขนาดของบล็อกข้อมูลที่ใช้ในการทดสอบคือ 300, 900 และ 2400 บิต จำนวนของบล็อกข้อมูลที่ใช้คือ 50000, 20000 และ 20000 ตามลำดับ ในรูปที่ 22(ก), 22 (ข) และ 22 (ค) กำหนดให้ (P_b, P_g) มีค่าเป็น (0.1, 0.3), (1/30, 0.1) และ (0.01, 0.03) ตามลำดับ จากผลที่ได้พบว่าขนาดของบล็อกข้อมูลที่ใช้แทบจะไม่มีผลต่อสมรรถนะของเบิรสต์ดีเทกเตอร์ ถ้าขนาดของบล็อกข้อมูลที่ใช้มากเพียงพอที่จะทำให้วงจรอินเตอร์ลีฟเวอร์ช่องสัญญาณสามารถกระจายเบิรสต์ได้อย่างเต็มที่ ดังในรูปที่ 22(ก) และ 22(ข)

แต่ถ้าขนาดของบล็อกข้อมูลไม่เพียงพอ ก็จะทำให้สมรรถนะของเบิรสต์ดีเทกเตอร์ด้อยลงได้ ดังกรณีของการใช้บล็อกข้อมูลขนาด 300 บิต และ (P_b, P_g) มีค่าเป็น (0.01, 0.03) ดังในรูปที่ 22(ค) อย่างไรก็ดี เมื่อ high E_b/N_0 มีค่ามากขึ้นหรือเมื่อ high E_b/N_0 และ low E_b/N_0 มีค่าแตกต่างกันมากขึ้น ขนาดของบล็อกข้อมูลก็มีผลต่อสมรรถนะของเบิรสต์ดีเทกเตอร์น้อยลง



(ก) $P_b = 0.1$ และ $P_g = 0.3$ (ข) $P_b = 1/30$ และ $P_g = 0.1$



(ค) $P_b = 0.01$ และ $P_g = 0.03$

รูปที่ 22 การเปรียบเทียบสมรรถนะของเบิรสต์ดีเทกเตอร์เมื่อไม่ทราบพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณโดยบล็อกข้อมูลมีขนาดเป็น 300, 900 และ 2400 บิต และ (P_b, P_g) มีค่าเป็น (0.1 0.3), (1/30, 0.1) และ (0.01, 0.03)

7. สรุปผลของการวิจัย

จากผลการทดสอบสมรรถนะของระบบถอดรหัสที่เสนอในหัวข้อผลของการวิจัยแสดงให้ว่า การนำเบิรสต์ดีเทกเตอร์มาใช้งานสามารถปรับปรุงสมรรถนะการถอดรหัสให้ดีขึ้นอย่างมาก เมื่อเปรียบเทียบกับการที่ไม่ใช้ อย่างไรก็ดีการนำเบิรสต์ดีเทกเตอร์มาใช้ทำให้ตัวถอดรหัสเทอร์โบนอกจากจะต้องถอดบิตข้อมูลแล้ว ก็ยังจะต้องถอดพาริตีบิตอีกด้วย เนื่องจากเบิรสต์ดีเทกเตอร์ต้องใช้บิตเหล่านี้เพื่อประมาณค่าความน่าจะเป็นของสถานะช่องสัญญาณ และยังทำให้การถอดรหัสเทอร์โบต้องคำนวณค่าฟังก์ชันความน่าเป็นจริงแบบมีการถ่วงน้ำหนักเพื่อที่จะสามารถใช้ข่าวสารของสถานะช่องสัญญาณจากเบิรสต์ดีเทกเตอร์ได้ ด้วยเหตุนี้จึงทำให้ความซับซ้อนของตัวถอดรหัสเทอร์โบเพิ่มมากขึ้น อย่างไรก็ดีเมื่อวัดความซับซ้อนของระบบถอดรหัสที่เสนอเมื่อไม่ทราบพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณ พบว่ายังคงแปรผันโดยตรงกับขนาดของบล็อกข้อมูลโดยมีค่าคงที่ของการแปรผันเพิ่มขึ้นเป็นไม่เกินสามเท่า เมื่อเปรียบเทียบกับระบบถอดรหัสเทอร์โบแบบดั้งเดิม และกำหนดให้จำนวนสถานะของตัวเข้ารหัสย่อยเท่ากับแปด และจำนวนตัวเข้ารหัสย่อยเท่ากับสอง

เพื่อที่จะเปรียบเทียบระบบถอดรหัสเทอร์โบแบบดั้งเดิมกับระบบถอดรหัสที่เสนอ โดยกำหนดให้ความซับซ้อนใกล้เคียงกัน จะเปรียบเทียบสมรรถนะของระบบถอดรหัสเทอร์โบแบบดั้งเดิมที่ขนาดของบล็อกข้อมูลเท่ากับ 2400 บิต กับระบบถอดรหัสที่เสนอเมื่อไม่ทราบพารามิเตอร์ของช่องสัญญาณที่ขนาดของบล็อกข้อมูล 900 บิต จำนวนการคูณและการบวกของระบบถอดรหัสทั้งสองแสดงในตารางที่ 5 เมื่อพิจารณาสมรรถนะของระบบถอดรหัสแบบดั้งเดิมจากกราฟในรูปที่ 17(ข) ที่ high E_b/N_0 เท่ากับ 6 dB ได้ค่าอัตราความผิดพลาดบิตเท่ากับ 1.8373×10^{-2} กับสมรรถนะของระบบถอดรหัสที่เสนอจากกราฟในรูปที่ 20(ข) ที่ high E_b/N_0 เท่ากับ 6 dB ได้ค่าอัตราความผิดพลาดบิตเท่ากับ 2.7417×10^{-5} จะเห็นว่าระบบถอดรหัสที่เสนอนี้ยังดีกว่าระบบถอดรหัสเทอร์โบแบบดั้งเดิมอยู่มาก แม้ว่าจะกำหนดให้ความซับซ้อนของการถอดรหัสใกล้เคียงกัน

ตารางที่ 5 การเปรียบเทียบระบบถอดรหัสแบบที่ 3 และ 4 เมื่อกำหนดความซับซ้อนให้ใกล้เคียงกันที่ high $E_b/N_0 = 6$ dB, low $E_b/N_0 = -4$ dB, $P_b = 0.01$ และ $P_g = 0.03$ ($D = 2$, $C = 2$, $M = 2^3 = 8$)

Decoding Scheme No.	Data Block Size	Number of Multiplication Per Iteration Step	Number of Additions Per Iteration Step	Bit Error Rate
3	900	405(900)+4 =364504	162(900)-8 =145792	2.7417×10^{-5}
4	2400	194(2400) =465600	60(2400) =144000	1.8373×10^{-2}

8. ข้อเสนอแนะ

ผู้วิจัยมีข้อเสนอแนะสำหรับงานวิจัยในขั้นต่อไปดังนี้

1 ในการวิจัยนี้ได้กำหนดให้จำนวนของสถานะช่องสัญญาณมีค่าเท่ากับสอง ในการนำไปใช้งานจริงนั้นอาจมีความจำเป็นที่จะต้องเพิ่มจำนวนของสถานะช่องสัญญาณเพื่อให้มีค่าความแปรปรวนของสัญญาณรบกวนได้มากกว่าสองค่า ซึ่งจะทำให้แบบจำลองที่ได้เข้าใกล้คุณสมบัติที่แท้จริงของช่องสัญญาณมากขึ้น และผลการถอดรหัสที่ได้น่าจะดีขึ้น

2 ในการวิจัยนี้ได้กำหนดให้ค่าความน่าจะเป็นของการเปลี่ยนสถานะช่องสัญญาณไม่เปลี่ยนแปลงตามเวลาในแต่ละบล็อกข้อมูลเช่นเดียวกับงานวิจัยอื่น ๆ ที่ผ่านมา [2-6] และเนื่องจากการประมาณค่าความน่าจะเป็นของการปลี่ยนสถานะด้วยอัลกอริทึมแบบบอม-เวลช์ใช้ได้กับกรณีที่ค่าความน่าจะเป็นของการปลี่ยนสถานะไม่เปลี่ยนแปลงตามเวลาเท่านั้น จึงเห็นว่างานวิจัยในขั้นต่อไปน่าจะพัฒนาอัลกอริทึมที่สามารถประมาณค่าความน่าจะเป็นของการเปลี่ยนสถานะที่เปลี่ยนแปลงตามเวลา

สถาบันวิทยบริการ
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย

รายการอ้างอิง

1. C. Berrou, A. Glavieux, and P. Thitimajshima. Near Shannon Limit Error Correcting Coding and Decoding: Turbo Codes (1). Proceedings of IEEE International Conference on Communications (ICC' 93) (May 1993): 1064-1070.
2. M. Mushkin, and I. Bar-David. Capacity and Coding for the Gilbert-Elliott Channels. IEEE Transactions on Information Theory Vol. 35 (November 1989): 1277-1289.
3. A. J. Goldsmith, and P. P. Varaiya. Capacity, Mutual Information, and Coding for Finite-State Markov Channels. IEEE Transaction on Information Theory Vol. 42(May 1989) : 868-886.
4. J. Garcia-Frias, and J. D. Villasenor. Turbo Decoding for Markov Channels. IEEE Communication Letters Vol. 2, No. 9 (September 1998): 257-259.
5. C. Pimentel, and L. C. Rego. Analysis of Soft Decision Decoding of Interleaved Convolutional Codes over Burst Channels. Proceedings of IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC'99) Vol. 3 (1999): 1090-1094.
6. J. Garcia-Frias, and J. D. Villasenor. Turbo Codes for Continuous Hidden Markov Channels with Unknown Parameters. Proceedings of IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM'99) Vol. 5 (1999): 2363-2368.
7. L. R. Bahl, J. Cocke, F. Jelinek, and J. Raviv. Optimal Decoding of Linear Codes for Minimizing Symbol Error Rate. IEEE Transactions on Information Theory Vol. 20(March 1974): 284-287.
8. L. R. Rabiner. A tutorial on hidden Markov models and selected applications in speech recognition. IEEE Proceedings Vol. 77, No. 2 (February 1989): 257-286.
9. J. Hagenauer, E. Offer, and L. Papke. Iterative Decoding of Binary Block and Convolutional Codes. IEEE Transaction on Information Theory Vol. 42, No. 2 (March 1996): 429-445.
10. C. Berrou, and A. Glavieux. Near Optimal Error Correcting Coding and Decoding: Turbo-Codes. IEEE Transaction on Communications Vol. 44, No. 10 (October 1996): 1261-1271.
11. D. Divsalar, and F. Pollara. Turbo Codes for PCS Applications. Proceedings of IEEE International Conference on Communications (ICC'95) Vol. 1 (1995): 54-59.
12. C. Heegard, and S. B. Wicker. Turbo Coding USA: Kluwer Academic Publishers, 1999.

รายการอ้างอิง (ต่อ)

13. J. Hagenauer, and P. Hoeher. A Viterbi Algorithm with Soft Decision Outputs and Its Applications. Proceedings of IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM'89) Vol. 3 (1989): 1680-1686.

14. J. Hagenauer, and L. Papke. Decoding Turbo-Codes with Soft Output Viterbi Algorithm. Proceedings of IEEE International Symposium on Information Theory (1994): 164.

15 M.P.C. Fossorier, F.Burkert, L. Shu, and J. Hagenauer. On The Equivalence between SOVA and Max-Log MAP Decodings. IEEE Communication Letters Vol. 2 Issue 5 (May 1998): 137-139.

16 A. Papoulis. Probability, Random Variables, and Stochastic Processes Singapore: McGraw-Hill , 2nd Edition, 1985.

สถาบันวิทยบริการ
จุฬาลงกรณ์มหาวิทยาลัย