



UNIVERSIDAD DE CHILE  
FACULTAD DE CIENCIAS FÍSICAS Y MATEMÁTICAS  
DEPARTAMENTO DE INGENIERÍA ELÉCTRICA

APLICACIÓN Y EVALUACIÓN DE ESTRATEGIAS PARA CONTROL DE  
ERRORES EN CANALES SATELITALES MEDIANTE BICM

MEMORIA PARA OPTAR AL TÍTULO DE  
INGENIERO CIVIL ELECTRICISTA

SEBASTIÁN ANDRÉS DERTEANO HERRERA

PROFESOR GUÍA:  
MARCOS DÍAZ QUEZADA

MIEMBROS DE LA COMISIÓN:  
PATRICIO PARADA SALGADO  
ALEX BECERRA SAAVEDRA

SANTIAGO DE CHILE  
AGOSTO 2012

RESUMEN DE LA MEMORIA  
PARA OPTAR AL TÍTULO DE  
INGENIERO CIVIL ELECTRICISTA  
POR: SEBASTIÁN ANDRÉS DERTEANO HERRERA  
FECHA: AGOSTO 2012  
PROF. GUÍA: MARCOS DÍAZ QUEZADA

## APLICACIÓN Y EVALUACIÓN DE ESTRATEGIAS PARA CONTROL DE ERRORES EN CANALES SATELITALES MEDIANTE BICM

La codificación modulada con entrelazado de bit (BICM) se ha convertido en una estrategia ampliamente utilizada en comunicaciones inalámbricas debido a su versatilidad y flexibilidad, lo que motiva estudiar su aplicación a la transmisión de datos entre picosatélites y la Tierra, tema central del presente trabajo en que se evalúa el desempeño del sistema resultante para un eventual uso en futuros diseños.

Se presentan los resultados obtenidos con simulaciones de Monte Carlo, comenzando por análisis cercanos al escenario actual utilizado en la transmisión de datos del satélite, agregando paulatinamente elementos propios a un esquema BICM. Se analiza el desempeño mostrado por varias familias de códigos, así como por distintos entrelazadores y condiciones de canal. Finalmente se simula el sistema completo para un canal con ráfagas y también en un canal de ruido blanco aditivo Gaussiano.

La complejidad necesaria en el extremo receptor y el mejor comportamiento para mensajes largos gracias al bloque entrelazador, hacen que BICM sea ideal para el enlace de bajada, siendo el desempeño igual o mejor que un sistema que utilice únicamente codificación algebraica. Así se incluye solo un codificador binario –que también se utiliza en un esquema tradicional– y un entrelazador de bit en el satélite. Mientras en el segmento terrestre se ubican los sistemas de mayor complejidad, comenzando por un demodulador suave y un desentrelazador de las métricas entregadas por el demodulador, para finalmente incluir un decodificador de decisión suave. A pesar de la mayor complejidad de estos elementos, se tiene la gran ventaja que en su diseño no es necesario incluir las limitaciones de energía y espacio propias de un picosatélite permitiendo el uso de hardware con mejores prestaciones, haciendo a BICM una buena opción para transmitir telemetría.

Considerando el buen desempeño de BICM en esta aplicación, existen al menos dos vías de posibles desarrollos para trabajos derivados del presente. En el ámbito práctico se puede implementar en hardware los lineamientos acá expuestos, realizando las adaptaciones correspondientes. En cuanto al aspecto teórico, puede realizarse un análisis acabado del sistema, considerando un canal satelital con errores en ráfaga y las limitantes propias de sistemas de comunicaciones de pequeños satélites.

*A mi familia*

# Agradecimientos

Quisiera comenzar agradeciendo a mi familia, quienes siempre han sido un gran apoyo en todo sentido, sin ellos no estaría en donde estoy ahora. A mi madre Pilar quien desde siempre me ha ayudado y brindado un cariño único, a mi padre Antonio que desde pequeño ha incentivado mi curiosidad y sentó las bases de mi posterior aprendizaje de la ingeniería. A mi hermano Felipe, que cada día me recuerda que el lado humano es mas importante que las ecuaciones.

Además quisiera agradecer todo el apoyo brindado por mi comisión, por su constante empuje, que fue de gran ayuda para lograr realizar este trabajo, la paciencia en momentos difíciles y su gran disposición. Al profesor Marcos Díaz por sus consejos acerca de la memoria y también de un ámbito más general, al profesor Patricio Parada por su vital ayuda en la aclaración de ideas y el siempre afable recibimiento al ser consultado. A Alex Becerra por la valiosa retroalimentación del trabajo y compartir su experiencia.

A mis compañeros de la Universidad, profesores, estudiantes, las personas del Preuniversitario y todos quienes de una u otra forma me han ayudado a sacar adelante mi trabajo de memoria, muchas gracias.

# Índice general

<b>1. Introducción</b>	<b>6</b>
<b>2. Marco Teórico</b>	<b>9</b>
2.1. Transmisión de datos . . . . .	9
2.2. Modelos de canal . . . . .	10
2.2.1. Capacidad de canal y transmisión fiable . . . . .	10
2.2.2. Modelos de canal Gaussiano . . . . .	12
2.2.3. Canal binario simétrico . . . . .	12
2.2.4. Canal Gilbert-Elliot . . . . .	13
2.3. Errores en canales de comunicación . . . . .	15
2.4. Modulación de señal . . . . .	17
2.4.1. Modulación FSK . . . . .	17
2.4.2. Modulación PSK . . . . .	18
2.5. Técnicas de codificación . . . . .	19
2.5.1. Códigos de bloque . . . . .	19
2.5.2. Códigos cíclicos . . . . .	20
2.5.3. Códigos BCH y Reed–Solomon . . . . .	22
2.5.4. Códigos convolucionales . . . . .	23
2.6. Entrelazado . . . . .	23
2.6.1. Entrelazadores de bloque . . . . .	24

2.6.2.	Entrelazadores convolucionales . . . . .	25
2.7.	Codificación modulada . . . . .	25
2.8.	Codificación modulada con entrelazado de bit . . . . .	26
2.8.1.	Codificación . . . . .	27
2.8.2.	Decodificación y detección . . . . .	27
2.8.3.	Canal clásico . . . . .	28
2.9.	Comunicaciones y nanosatélites . . . . .	29
2.9.1.	Particularidades del canal satelital . . . . .	30
2.9.2.	El estándar CubeSat . . . . .	32
2.9.3.	Proyecto SUCHAI . . . . .	32
<b>3.</b>	<b>Implementación</b>	<b>34</b>
3.1.	Preparación del modelo de canal . . . . .	34
3.2.	Efecto del codificador . . . . .	38
3.2.1.	Codificación BCH . . . . .	38
3.2.2.	Codificación convolucional . . . . .	38
3.2.3.	Codificación Reed–Solomon . . . . .	40
3.3.	Efecto del bloque entrelazador . . . . .	41
3.3.1.	Distintos tipos de entrelazador . . . . .	42
3.3.2.	Sensibilidad a cambios en la longitud de las ráfagas . . . . .	43
3.3.3.	Efecto de la longitud del entrelazador . . . . .	46
3.4.	Pruebas al sistema escogido . . . . .	47
3.4.1.	Mejora al codificador . . . . .	47
3.4.2.	Comparación de esquemas de codificación . . . . .	49
3.4.3.	Distribución de la probabilidad de error . . . . .	50
3.4.4.	Modelo BICM . . . . .	51

<b>4. Discusión y análisis</b>	<b>55</b>
4.1. Ganancia en términos de probabilidad de error . . . . .	57
4.2. Ventajas del enfoque BICM . . . . .	57
4.3. Desventajas de BICM . . . . .	58
4.4. Robustez frente a cambios del canal . . . . .	58
<b>5. Conclusiones</b>	<b>59</b>
<b>Bibliografía</b>	<b>63</b>

# Índice de figuras

2.1. Canal de comunicaciones con variables de entrada y salida . . . . .	10
2.2. Información mutua y entropías asociadas . . . . .	11
2.3. Canal binario simétrico. . . . .	13
2.4. Diagrama de estados del canal. . . . .	13
2.5. Demodulador FSK no coherente implementado con filtros pasabanda. . .	18
2.6. Entrelazadores matriciales . . . . .	24
2.7. Diagrama de bloques de un codificador BICM . . . . .	27
2.8. Diagrama de bloques de un codificador BICM . . . . .	29
2.9. Temperatura del cielo vista desde la superficie terrestre [27] . . . . .	31
3.1. Probabilidad de error teórica con modulación FSK . . . . .	35
3.2. Ráfagas generadas por el canal . . . . .	36
3.3. Convergencia de la distribución de probabilidades de estado . . . . .	37
3.4. Desempeño con codificación BCH(63,56) perforada . . . . .	39
3.5. Codificador convolucional empleado. . . . .	39
3.6. Desempeño con codificador convolucional . . . . .	40
3.7. Desempeño de codificador convolucional con puncturing . . . . .	41
3.8. Desempeño con codificación Reed-Solomon . . . . .	42
3.9. Desempeño de distintos entrelazadores . . . . .	43
3.10. Desempeño usando codificación normal cambiando el largo de las ráfagas	44



3.11. Desempeño para distintas $p_{b \rightarrow r}$ , entrelazador CCSDS . . . . .	45
3.12. Desempeño para distintas $p_{b \rightarrow r}$ , entrelazador matricial . . . . .	46
3.13. Efecto del largo de entrelazador matricial, $p_{b \rightarrow r} = 0.00033$ . . . . .	47
3.15. Desempeño utilizando un codificador convolucional de mayor memoria. .	48
3.14. Codificador convolucional de mayor memoria. De parámetros 171, 133 .	48
3.16. Comparativa de códigos considerados . . . . .	49
3.17. Distribución no central de curva $P_b$ . . . . .	50
3.18. $P_b$ de esquema BICM en canal con ráfagas . . . . .	52
3.19. Probabilidad de error con distintas longitudes de ráfaga . . . . .	53
3.20. Probabilidad de error en canal AWGN con modulación BPSK . . . . .	53
3.21. Capacidad de canal AWGN con modulación BPSK . . . . .	54

# Capítulo 1

## Introducción

El ser humano a lo largo de su historia ha utilizado distintos mecanismos para lograr transportar información de un lugar a otro de manera expedita. No obstante, no fue hasta mediados del siglo XX cuando comenzó a gestarse un marco teórico general para describir y analizar fenómenos inherentes a la información. El trabajo de Claude Shannon [37] constituye el punto de origen, que fija como uno de los ejes principales la transmisión fiable en canales de comunicación con ruido. Para lograr una comunicación confiable el mensaje debe ser codificado y modulado. En el enfoque clásico, estas dos tareas son visualizadas como etapas independientes, lo que simplifica el sistema. No obstante, en 1974 J. Massey comenzó a analizar modulación y codificación como un solo ente [24], apareciendo la denominada codificación modulada (CM). Posteriormente, se realizaron otros trabajos siguiendo el enfoque CM, que aunque presenta un mejor desempeño frente a la estrategia tradicional tradicional, posee la desventaja de agregar complejidad al funcionamiento del sistema [13], repercutiendo en su diseño e implementación.

Como un enfoque intermedio entre el clásico que divide codificación de modulación y el que unifica estas dos etapas surgió la llamada codificación modulada con entrelazado de bit (BICM) como una alternativa flexible y poderosa que permite utilizar estrategias propias de codificación modulada con una menor complejidad y con la posibilidad de utilizar elementos propios del enfoque clásico. Si bien esta técnica es subóptima por naturaleza en cuanto a la capacidad de su canal equivalente [6], la pérdida existente en muchos casos es despreciable e incluso presenta mejores desempeños en términos de error en canales con desvanecimientos [13].

La estrategia BICM posee una amplia gama de aplicaciones, siendo utilizada en muchos sistemas de uso corriente, tales como la norma DVB-S2 de televisión, WiMax y en redes LAN inalámbricas [13]. En este trabajo se evalúa la aplicación de BICM a las comunicaciones satelitales, que tras la carrera espacial y gracias al gran desarrollo tecnológico realizado durante los últimos 50 años hoy en día son algo usual, existiendo

una gran variedad de satélites con las más diversas aplicaciones y mecanismos de comunicación a medida de cada una de ellas. Se hace énfasis en equipos pequeños de baja órbita, en particular picosatélites que se ciñen al estándar CubeSat [31], en el marco del proyecto SUCHAI (*Satellite of University of Chile for Aerospace Investigation*), que pretende abrir una nueva línea de desarrollos aeroespaciales en el país. La característica principal de un CubeSat es ser muy pequeño, por lo que componentes complejos o con mucho consumo energético son prohibitivos, sumado a que la baja órbita implica altas velocidades de desplazamiento y un efecto Doppler considerable en el enlace, que junto a desvanecimientos profundos del canal constituyen un escenario bastante desfavorable que repercute directamente en la calidad de los enlaces de comunicación [36], pero que motiva un estudio detallado acerca de la aplicabilidad de estrategias orientadas a mejorar el desempeño, como el enfoque BICM.

La presente memoria considera la aplicación de BICM a picosatélites, considerando esquemas simples y posibles de implementar considerando las características del segmento espacial. Se realizan simulaciones de Monte Carlo para evaluar el desempeño de las distintas opciones consideradas en un canal con ráfaga y también en uno de ruido blanco aditivo Gaussiano, teniendo los siguientes objetivos específicos:

- Llevar a cabo un primer acercamiento a la técnica BICM, dejando el presente documento para su posible revisión futura en caso de utilizar esta tecnología en algún diseño satelital como parte del Proyecto SUCHAI.
- Estudiar la estrategia BICM y aplicarla a su uso en picosatélites, manteniendo la complejidad del sistema al mínimo posible.
- Evaluar el desempeño de BICM en la aplicación considerada mediante simulaciones de Monte Carlo del sistema, realizando comparaciones y análisis respecto al desempeño de un esquema clásico de codificación.
- Estudiar las mejoras obtenidas al utilizar decodificación suave.
- Implementación y descripción de un canal de comunicaciones con errores en ráfaga.
- Estudiar el efecto de un bloque entrelazador en la disminución de errores en la transmisión.
- Decisión de un posible esquema a implementar en un eventual trabajo futuro, considerando buenas prestaciones.

Se estima que es una buena idea utilizar BICM para la transmisión de telemetría en el enlace de bajada, diseño que permite relegar los bloques complejos del sistema a la estación en Tierra. Si se consideran relevantes las ráfagas de error en el canal, es altamente recomendable su uso para mensajes de largo considerable, con un entrelazador apropiado a este largo también.

El documento se encuentra estructurado de manera secuencial, presentándose tras la introducción una revisión bibliográfica y el estado del arte en el capítulo 2, además de la definición de conceptos y cantidades que serán utilizadas en análisis inmediatos. Posteriormente, en el capítulo 3 se describe el diseño e implementación vía simulaciones de Monte Carlo de una serie de esquemas de codificación BICM candidatos a ser utilizados, dichos esquemas son comparados y contrastados en la discusión expuesta en el capítulo 4. Finalmente en el capítulo 5 se evalúa el desempeño logrado y la aplicabilidad de la técnica BICM en el contexto presente, se presentan los mejores diseños para los enlaces existentes y además se plantean desafíos que pueden ser desarrollados.

# Capítulo 2

## Marco Teórico

### 2.1. Transmisión de datos

El transporte de datos de un lugar a otro es un área de vital importancia en la era actual, donde procesos altamente interconectados permanentemente dependen del intercambio de información entre un punto y otro. Aunque para la inmensa mayoría de los usuarios esta comunicación ocurre de manera transparente y casi instantánea, existe una teoría que la sustenta, llamada teoría de la información.

La transmisión de datos desde un emisor hacia un receptor se realiza utilizando un medio físico, denominado canal de comunicación y que está caracterizado por su probabilidad de transición  $P_{Y|X}(y|x)$ . El canal puede ser de naturaleza muy diversa yendo desde el aire para comunicaciones inalámbricas hasta un material magnetizado en el caso de discos de almacenamiento. Una característica común a todos los canales de comunicación es que no son perfectos, implicando que un mensaje transmitido no atraviesa un canal sin ser afectado, sino que sufre una serie de distorsiones que provocan errores en la transmisión, siendo el mensaje percibido por el receptor distinto al mensaje originalmente transmitido. Una forma de mitigar este fenómeno en comunicaciones digitales es utilizar una serie de técnicas de codificación. Por otra parte se tiene que todo medio físico posee limitaciones de ancho de banda y nivel de ruido, provocando que por unidad de tiempo sólo se pueda transmitir una cantidad limitada de información por un canal.

## 2.2. Modelos de canal

Existe una variedad de modelos que permiten describir los distintos medios físicos usados para el transporte y almacenamiento de datos. En descripciones posteriores se consideran sistemas de tiempo discreto. Como se observa en la figura 2.1 un canal es un sistema cuya salida es igual a la entrada con algún tipo de ruido o distorsión. La naturaleza de éstos depende del tipo de canal, por lo que existe una amplia variedad de canales para adecuarse a cada situación.

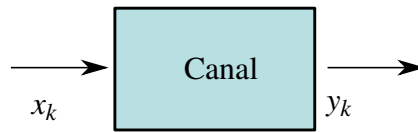


Figura 2.1: Canal de comunicaciones con variables de entrada y salida

Formalmente, un canal usado  $N$  veces tiene una entrada  $x_k \in \mathcal{X}$  y salida  $y_k \in \mathcal{Y}$  en cada uso, realizaciones de las variables aleatorias  $X$  e  $Y$  respectivamente. Con esto se pueden definir los vectores aleatorios 2.1 cuyas realizaciones  $\mathbf{x}$  e  $\mathbf{y}$  son denominadas palabras de código.

$$\mathbf{X} \triangleq (X_1, \dots, X_N) \quad \mathbf{Y} \triangleq (Y_1, \dots, Y_N). \quad (2.1)$$

### 2.2.1. Capacidad de canal y transmisión fiable

El teorema de Shannon cuantifica el margen de operación dentro del cual es posible establecer una transmisión confiable en un enlace de comunicaciones [37]. Dicho margen se denomina capacidad de canal, concepto intrínsecamente ligado a la idea de entropía.

**Definición 1** Se define la entropía de una variable aleatoria discreta  $X$  como

$$H(X) \triangleq - \sum_{x \in \mathcal{X}} p(x) \log(p(x)). \quad (2.2)$$

Esta cantidad da cuenta de la aleatoriedad presente en  $X$  y es medida en *bits* si se usa logaritmo con base 2 y en *nats* si se emplea logaritmo natural. En lo que resta de este trabajo se utilizarán siempre logaritmos en base 2, por lo que la unidad de información empleada será el *bit*.

**Definición 2** Se denomina información mutua entre las variables aleatorias  $X$  e  $Y$  a la cantidad,

$$I(X;Y) \triangleq H(X) - H(X|Y) = H(Y) - H(Y|X). \quad (2.3)$$

Las dos expresiones dadas en la definición 2 son equivalentes por regla de la cadena de entropía [9, Cap. 1]. Al analizar con mayor detención esta definición con ayuda de la figura 2.2 se pueden identificar los términos involucrados en la ecuación 2.3.

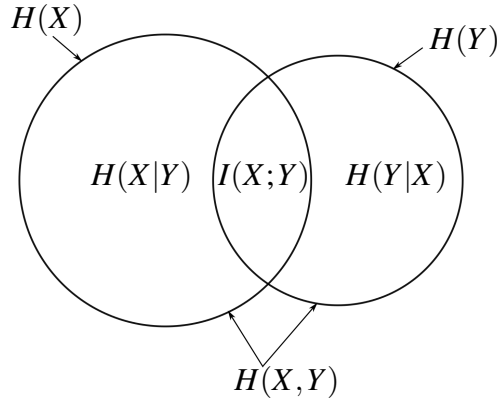


Figura 2.2: Información mutua y entropías asociadas

Si el emisor envía un mensaje que posee una entropía  $H(X)$ , al ser transmitido una porción se perderá en el canal, lo que corresponde al término de equivocación  $H(X|Y)$  mientras el resto es capaz de atravesar el canal y corresponde a la información mutua. Si se observa la situación desde el receptor se tiene que la entropía del mensaje recibido  $H(Y)$  corresponde a la información mutua además del término  $H(Y|X)$ , denominado término de irrelevancia, ya que identifica la aleatoriedad aportada por el canal en forma de ruido, que no guarda relación con el mensaje.

**Definición 3** Se define la capacidad de un canal de comunicaciones con entrada  $X$  y salida  $Y$  como la máxima información mutua alcanzable,

$$C = \max_{P_X(x)} I(X;Y). \quad (2.4)$$

La importancia del trabajo de Shannon radica en que demostró que es posible transmitir por un canal a una tasa  $R < C$  teniendo una probabilidad de error tan pequeña como se desee para longitudes de mensaje suficientemente largas [37]. Cabe notar que en la demostración se enuncia que la capacidad es alcanzada realizando un mapeo aleatorio con distribución Gaussiana. Un codificador de estas características no es factible de construir en la realidad [26, Cap. 1], por lo que desde la publicación de este resultado se han hecho numerosos esfuerzos por encontrar códigos que permitan transmitir a tasas cercanas a la capacidad del canal con una baja tasa de error. Algunos códigos recientemente descubiertos están bastante cerca de este límite [4], [22].

## 2.2.2. Modelos de canal Gaussiano

En esta clase de modelos de canal la entrada y salida son la forma de onda transmitida y recibida, respectivamente. Como la frecuencia de las señales está dentro de una banda y no en todo el espectro, es natural hablar del ancho de banda  $W$  como el intervalo en el espectro radioeléctrico en el cual está concentrada la potencia de la señal.

**Definición 4** Si se considera una señal transmitida con potencia  $S$  y un ruido aditivo blanco en la banda de interés cuya potencia es  $N_r$ , se define la razón señal a ruido, *snr* como

$$\text{snr} \triangleq \frac{S}{N_r} \quad (2.5)$$

Debido a que el ruido es blanco en la banda utilizada, su densidad de potencia es constante, por lo que se puede escribir  $N_r = N_0W$ , además la potencia de la señal de datos puede expresarse como  $S = E_b f_b$ , con  $f_b$  la tasa bruta de transmisión de bits. De esta manera, surge la *razón señal a ruido por bit*  $E_b/N_0$ , que es una medida de *snr* normalizada, que permite analizar sistemas obviando el ancho de banda.

En un modelo de canal Gaussiano se agrega ruido aditivo a la señal de entrada, que además es multiplicada por un término  $h_k$  de desvanecimiento que en general sigue la distribución Nakagami- $m_f$  [29], siendo casos particulares de la misma los canales Riciano y Rayleigh [13, Cap. 2],

$$y_k = h_k \sqrt{\text{snr}} x_k + z_k. \quad (2.6)$$

Si se tiene  $h_k = 1$ , no existe desvanecimiento y se habla de un canal de ruido aditivo Gaussiano (AWGN, *additive white Gaussian noise*, por sus siglas en inglés). Este canal es ampliamente utilizado para modelar canales con línea de vista.

La expresión más conocida del teorema de Shannon es para canales de tipo AWGN, en los que la capacidad  $C$  está dada por

$$C = W \log_2(1 + \text{snr}). \quad (2.7)$$

## 2.2.3. Canal binario simétrico

Este tipo de canal sin memoria adopta un enfoque distinto a los canales de tipo Gaussiano, evitando lidiar directamente con las formas de onda y características inherentes al medio físico. Se efectúa una abstracción del mismo, para obviar parte de la complejidad del sistema y concentrar el análisis en otros bloques que requieran mayor atención, además de reducir el tiempo de simulación incluso en un orden de magnitud [41, Cap. 15], lo que es sumamente útil por la equivalencia que puede establecerse entre un canal AWGN



y un binario simétrico utilizando la probabilidad de error de bit [46, Cap. 2]. Un canal binario simétrico se define en tiempo discreto y tanto su entrada como su salida tienen dos valores posibles, existiendo una probabilidad  $p$  que el dato enviado sea cambiado a su valor contrario al atravesar el canal, como se observa en la figura 2.3.

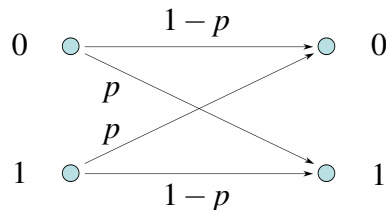


Figura 2.3: Canal binario simétrico.

La capacidad de este tipo de canales, con  $H_b(p)$  la función de entropía binaria [9], está dada por

$$C = 1 + p \log(p) + (1 - p) \log(1 - p) = 1 - H_b(p). \quad (2.8)$$

#### 2.2.4. Canal Gilbert-Elliot

Para modelar canales con memoria, una alternativa es utilizar modelos de Markov de estados finitos y tiempo discreto, que poseen la ventaja de ser tratables matemáticamente y además su teoría es sólida y bastante bien documentada [41, Cap. 15]. Un canal Gilbert-Elliot posee un estado  $\psi$  que puede adoptar dos valores posibles, por una parte se tiene el estado bueno,  $B$ , y otro estado que representa cuando decae la calidad del canal y se presentan ráfagas de error,  $R$  [35].

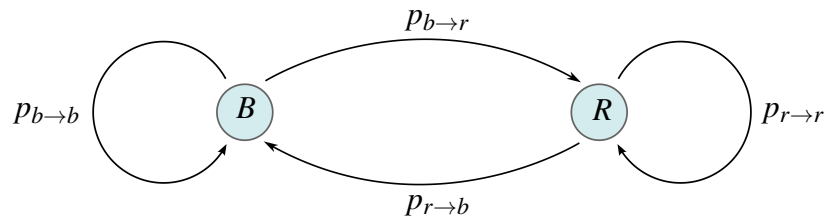


Figura 2.4: Diagrama de estados del canal.

**Definición 5** Se definen las probabilidades de transición de estado, sobre el estado  $\psi$

como

$$p_{b \rightarrow r} \triangleq Pr\{\psi_{t+1} = R | \psi_t = B\}. \quad (2.9)$$

$$p_{r \rightarrow b} \triangleq Pr\{\psi_{t+1} = B | \psi_t = R\}. \quad (2.10)$$

$$p_{r \rightarrow r} \triangleq Pr\{\psi_{t+1} = R | \psi_t = R\}. \quad (2.11)$$

$$p_{b \rightarrow b} \triangleq Pr\{\psi_{t+1} = B | \psi_t = B\}. \quad (2.12)$$

Como en cada instante de tiempo, o bien se mantiene el estado o se efectúa una transición, se tiene  $p_{b \rightarrow r} + p_{b \rightarrow b} = 1$  y  $p_{r \rightarrow b} + p_{r \rightarrow r} = 1$ . Además estas probabilidades pueden agruparse en la matriz de transición de estado,

$$T(t) \triangleq \begin{bmatrix} p_{b \rightarrow b}(t) & p_{r \rightarrow b}(t) \\ p_{b \rightarrow r}(t) & p_{r \rightarrow r}(t) \end{bmatrix}. \quad (2.13)$$

Por definición, la matriz  $T(t)$  cambia en el tiempo, no obstante se acota el análisis a un modelo estacionario en que se tiene  $T = T(t)$ ,  $\forall t$ .

Cada estado,  $B$  y  $R$ , corresponde a un canal binario simétrico, con probabilidad de error  $\varepsilon_b$  y  $\varepsilon_r$ , respectivamente, con  $\varepsilon_b < \varepsilon_r$ , aunque también pueden utilizarse canales de otro tipo si es necesario. Este canal permite modelar un enlace con línea de vista que presenta ráfagas de error, como ocurre en comunicaciones satelitales. Normalmente, el canal se encuentra en el estado bueno  $B$ , con baja probabilidad de cambio de bit,  $\varepsilon_b$ . No obstante, después de transmitir cada bit, es posible que el canal cambie a estado de ráfaga  $R$ , con una probabilidad de error sustancialmente mayor,  $\varepsilon_r$ . La probabilidad de encontrar al canal en un estado u otro depende del tiempo y del estado inicial del mismo aunque el modelo sea estacionario, motivando la definición 6.

**Definición 6** *Se define la distribución de probabilidades de estado  $\Pi_t$  como*

$$\Pi_t \triangleq \begin{bmatrix} \pi_b(t) \\ \pi_r(t) \end{bmatrix} \quad (2.14)$$

*Donde  $\pi_b(t)$  y  $\pi_r(t)$  son las probabilidades de encontrar al canal en estado bueno o ráfaga en el tiempo  $t$ .*

Dado que el modelo es una cadena de Markov, y por definición de la matriz de transición de estado, se tiene

$$\Pi_{t+1} = T\Pi_t. \quad (2.15)$$

Si se usa la ecuación 2.15  $l$  veces, se encuentra la distribución de probabilidades de estado en función de la probabilidad inicial  $\Pi_0$ ,

$$\Pi_{t+1} = T^l\Pi_0. \quad (2.16)$$

Si  $l$  es lo suficientemente grande, se espera que  $\Pi_l$  converja a algún valor en régimen estacionario  $\Pi_s = [\pi_b \ \pi_r]^T$ . Esta convergencia no se da siempre, considerándose de aquí en adelante modelos que cumplan esta condición. En este caso se tendrá que las probabilidades de encontrar al canal en uno u otro estado son [35, Cap. 5]:

$$\pi_b = \frac{p_{r \rightarrow b}}{p_{r \rightarrow b} + p_{b \rightarrow r}} \quad \pi_r = \frac{p_{b \rightarrow r}}{p_{r \rightarrow b} + p_{b \rightarrow r}}. \quad (2.17)$$

Este modelo de canal es de especial interés para modelar las ráfagas presentes en el canal de comunicaciones estudiado, si se desean realizar barridos en la probabilidad de error. En la aplicación considerada es buena idea asignar las probabilidades a las propias de un canal AWGN y un canal Rayleigh o Rice para el estado bueno y en ráfaga, respectivamente, ya que así es posible modelar los fenómenos que presenta el canal, como se expone en la sección 2.9.1. En una condición normal de funcionamiento existe línea de vista en el enlace, pero si ocurre algún fenómeno externo, esta línea de vista puede perderse por cortos períodos, o presentarse refracciones que provoquen propagación multitrayectoria, fenómeno modelado utilizando la probabilidad de error de bit de un canal tipo Rayleigh. Cabe notar finalmente, que si se observa el comportamiento del canal y se produce un error, no se puede inferir el estado en que se encuentra el mismo; por esta razón estos modelos son llamados modelos de cadena de Markov oculta [41, Cap. 15].

### 2.3. Errores en canales de comunicación

A consecuencia del teorema de Shannon-Hartley [37], [16] se han ideado una serie de estrategias que acercan la transmisión de información al ideal libre de errores a tasas menores a la capacidad del canal. Una de estas técnicas es la codificación para control de errores, existiendo dos variantes principales. Por un lado, se tiene el esquema *Automatic Repeat Request* (ARQ) que consiste en un simple chequeo de los datos recibidos pidiéndose la retransmisión del mensaje en caso de encontrarse alguna incoherencia y por otro el modelo *Forward Error Correction* (FEC), que mediante una serie de operaciones algebraicas permite, hasta cierto límite, recuperar los segmentos de información dañados sin utilizar retransmisiones.

Aunque posee una serie de ventajas, el proceso de codificación no es gratuito, pudiendo darse casos en los que incluso empeora el desempeño del sistema al utilizar, por ejemplo, esquemas de tasa muy baja [26, Cap. 2]. Un indicador utilizado frecuentemente es la tasa de código, que muestra de manera simple cuán redundante es un código, ya que es la proporción entre los bits de información útil y bits totales.

**Definición 7** Se define la tasa de un código  $\mathcal{C}$  de cardinalidad  $2^k$  y largo  $n$  como

$$R_c \triangleq \frac{k}{n}. \quad (2.18)$$

Otra métrica de caracterización importante es la probabilidad de error de bit (también llamada BER, *bit error rate*, por sus siglas en inglés) en la transmisión que indica, para una gran cantidad de transmisiones, cuantos bits erróneos se registran en promedio en cada una de ellas. Se utiliza también la probabilidad de error de símbolo, definida de manera análoga.

**Definición 8** Si son transmitidos  $N$  bits por un canal, se define la probabilidad de error de bit  $P_b$  como la razón entre bits erróneos recibidos  $N_e$  y la cantidad total de bits transmitidos.

$$P_b \triangleq \frac{N_e}{N}. \quad (2.19)$$

Un código con una alta tasa permite un mejor aprovechamiento del canal, pero no es capaz de corregir tantos errores, teniendo una gran probabilidad de error de bit,  $P_b$ . En el afán de encontrar códigos con buena tasa y que permitan reducir ostensiblemente la cantidad de errores han surgido una gran variedad de familias y enfoques diferentes. Al evaluar una estrategia, deben considerarse también la complejidad de codificación y decodificación, que por lo general son distintas y determinantes en una posible implementación, otro factor importante es el retraso agregado a la transmisión.

Debido a que la codificación es un mecanismo netamente digital, las cantidades involucradas son discretas, utilizándose aritmética de campos de Galois [26, Anexo B] para describirlas.

**Definición 9** Si se tiene un mensaje  $m \in GF(q)^k$  y un código  $\mathcal{C} \in GF(q)^n$ , una codificación es una función biyectiva  $\phi$  que a cada mensaje le asigna una palabra de código en el espacio  $GF(q)^n$ . El recorrido de esta función corresponde al código.

$$\begin{array}{ccc} \phi : GF(q)^k & \rightarrow & GF(q)^n \\ m & \rightarrow & c \end{array} \quad (2.20)$$

Notar que deliberadamente se escoge un espacio de llegada de mayor dimensión que el de partida, requisito para que la asignación sea una biyección. De esta manera, la codificación puede interpretarse como la imposición de un patrón sobre un conjunto de mensajes, aunque esto se podría hacer simplemente con una *look-up table*, la cardinalidad de los conjuntos involucrados hace necesaria la creación de mecanismos que permitan transformar un mensaje en una palabra de código, existiendo dos variantes para crear este patrón: codificación por bloques y codificación convolucional, además de esquemas más avanzados que mezclan características de ambos enfoques, como los recientemente desarrollados *turbo codes* [4].

El hecho de no transmitir todas las palabras de código posibles es ventajoso, pues permite agregar redundancia para eventualmente corregir errores después, pero a costa de transmitir más datos que si no se usara codificación, disminuyendo la tasa de transferencia de información.

## 2.4. Modulación de señal

Modulación es el proceso de diseñar y detectar una señal, llamándose modulación digital cuando se transforman señales digitales en formas de onda adecuadas para ser transmitidas. Existen dos tipos principales de modulación, cuando se realiza en banda base las secuencias discretas son transformadas directamente en ondas continuas, por otra parte se habla de modulación pasa banda cuando los símbolos digitales son representados mediante la modificación de una o más características de una señal portadora de alta frecuencia [47, Cap. 2]. Esta última técnica de modulación es vital en las transmisiones inalámbricas, ya que permite que existan múltiples transmisiones simultáneas, pero a distintas frecuencias y además permite utilizar antenas de menor tamaño.

### 2.4.1. Modulación FSK

Una de las formas más simples de modular símbolos binarios es cambiando la frecuencia de la señal portadora. Este tipo de modulación digital se denomina *Frequency Shift Keying* (FSK). Puede visualizarse este esquema de modulación para el caso binario como dos señales con diferentes frecuencias, transmitiéndose una de ellas cuando se desea transmitir un '1' y la otra en caso contrario, según 2.21.

$$f(t) = \begin{cases} f_0 & \text{Si se transmite un 1} \\ f_1 & \text{Si se transmite un 0} \end{cases} \quad (2.21)$$

Dependiendo de la relación existente entre las frecuencias de cada símbolo digital se obtienen distintas características para la modulación. Es de interés la continuidad de la fase de la onda resultante, ya que ésto influye en el comportamiento de los filtros de radiofrecuencia existentes en el sistema, dado que toda discontinuidad genera armónicas de alta frecuencia, provocando alteraciones en la señal al ir pasando por amplificadores y filtros, y ocupando un mayor ancho de banda. [47, Cap. 3].

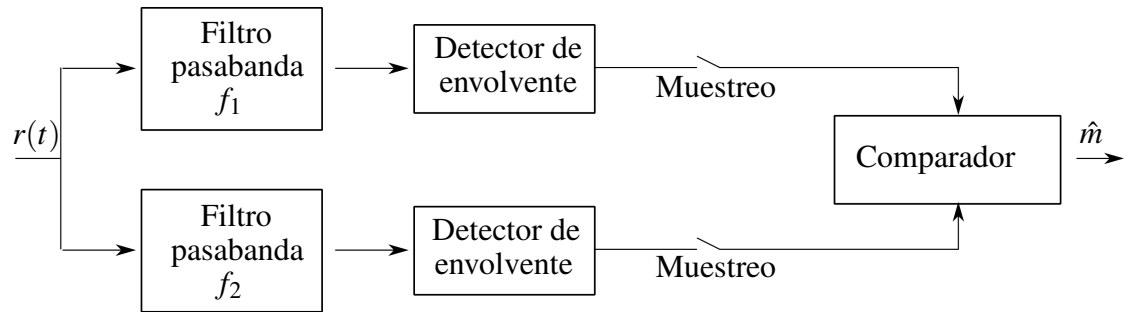


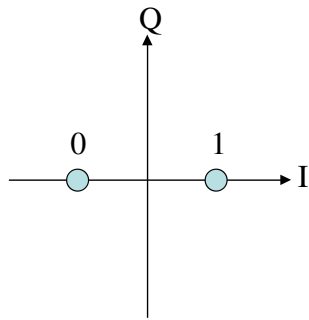
Figura 2.5: Demodulador FSK no coherente implementado con filtros pasabanda.

La demodulación es realizada utilizando filtros pasabanda o adaptados y comparadores o correlacionadores, que permiten realizar demodulación dura de la señal [47, Cap. 3], como se observa en la figura 2.5. El esquema mostrado es inherentemente no lineal, dificultando la demodulación suave de la señal, por esta razón no se encuentran disponibles bloques demoduladores suaves para FSK para realizar simulaciones, aunque hay trabajos de investigación en el área [30].

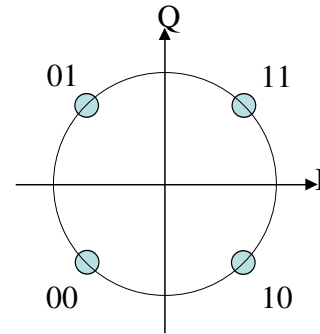
## 2.4.2. Modulación PSK

Este tipo de modulación consiste en modificar la fase de la señal portadora dependiendo del símbolo digital a transmitir. Posee mejores prestaciones que la modulación FSK en términos de probabilidad de error para un  $E_b/N_0$  dado, pero también es más difícil de modular y detectar. Las señales moduladas en *Phase Shift Keying* (PSK) pueden ser graficadas en un plano cartesiano con ejes que representan las componentes en fase y en cuadratura de la señal. La versión más simple de modulación PSK utiliza solamente dos símbolos, mapeados en la señal portadora de forma antipodal, de acuerdo a la expresión 2.22.

$$s(t) = \begin{cases} A \cos(2\pi f_c t) & \text{Si se transmite un 1} \\ A \cos(2\pi f_c t + \pi) & \text{Si se transmite un 0} \end{cases} \quad (2.22)$$



(a) Constelación de dos símbolos antipodal



(b) Constelación QPSK

La demodulación PSK se realiza normalmente en forma coherente, implementada utilizando un correlacionador o filtro adaptado, existiendo además topologías que ofrecen un mejor desempeño [47, Cap. 4]. Por otra parte, está disponible el uso de demoduladores suaves para simulaciones que utilicen PSK. Además existen circuitos integrados que realizan el proceso de demodulación suave, como los utilizados en receptores de televisión satelital con norma DVB-S2, que utiliza BICM [13].

## 2.5. Técnicas de codificación

### 2.5.1. Códigos de bloque

Uno de los mecanismos existentes para codificar mensajes es la familia de los códigos de bloque. En este tipo de códigos el mensaje a transmitir es agrupado en bloques de  $k$  bits, que son mapeados por el codificador a un bloque de  $n$  bits, con  $n > k$ , agregando  $n - k$  bits de redundancia al mensaje.

En general, los códigos de bloque de interés práctico se diseñan de manera que sean lineales, constituyendo de esta manera subespacios vectoriales del espacio de las palabras de código, el campo de Galois  $GF(q)^n$  [26, Anexo B]. Al ser subespacios vectoriales, existe una base cuyos elementos se pueden agrupar en una matriz generadora  $\mathbf{G}$ , que multiplicada por un vector de largo  $k$  que contiene el mensaje a transmitir, permite generar la palabra de código asociada a dicho mensaje. Algunas veces se utiliza una forma especial de la matriz  $\mathbf{G}$  llamada forma sistémica o sistemática, en la cual los bits del mensaje quedan ubicados al principio o al final de la palabra de código, separados de los bits redundantes que son denominados bits de chequeo de paridad.

Para detectar y eventualmente corregir errores en un esquema de codificación de bloques se utiliza otra matriz, denominada de chequeo de paridad  $\mathbf{H}$ , que es generatriz del subespacio dual correspondiente al código  $\mathcal{C}$  [26]. Si se recuerda que la principal

característica de un subespacio dual es que la proyección de cualquier vector sobre uno del subespacio original es nula, se cumple la propiedad 2.5.1 siempre y cuando la palabra  $\mathbf{c}$  pertenezca al código. En caso contrario la multiplicación no será nula.

$$\mathbf{c} \cdot \mathbf{H}^T = 0. \quad (2.23)$$

Notar que el cero en la expresión 2.5.1 es un vector de dimensión  $k$ , que posee la importante característica que si uno de sus componentes es distinto de cero, quiere decir que el vector  $\mathbf{c}$  no es una palabra de código válida y por tanto contiene errores, es así como se define el vector de síndrome  $\mathbf{S}$  a partir del vector recibido  $\mathbf{r}$  y la matriz  $\mathbf{H}$ .

$$\mathbf{S} \triangleq \mathbf{r} \cdot \mathbf{H}^T. \quad (2.24)$$

Notar que si hay tantos errores que una palabra de código se transforma en otra válida, el síndrome también vale cero y la palabra erróneamente recibida será aceptada como válida. Para lidiar con este problema se utilizan esquemas de detección de errores en capas de abstracción superiores, un esquema muy efectivo comúnmente utilizado son los códigos de redundancia cíclica (CRC) [32].

El vector de síndrome por sí mismo es útil únicamente para detectar errores, para realizar una posible corrección de los mismos primero se observa que el vector recibido es igual a los datos transmitidos más los errores introducidos por el canal,

$$\mathbf{r} \triangleq \mathbf{c} + \mathbf{e}. \quad (2.25)$$

Así, la estrategia llamada corrección por síndrome consiste en construir una tabla  $\mathbf{S} \rightarrow \mathbf{e}$  que identifica de manera unívoca un vector de error para cada síndrome. Gracias a la aritmética en cuerpos de Galois, la palabra de código estimada se obtiene según

$$\hat{\mathbf{c}} = \mathbf{r} + \mathbf{e}. \quad (2.26)$$

## 2.5.2. Códigos cíclicos

Los códigos cíclicos son un tipo de código lineal de bloque que cumplen la condición que si una palabra pertenece al código, entonces una *rotación* de la misma también pertenecerá a él [26, Cap. 3], pueden ser implementados utilizando lógica secuencial o *shift registers*, siendo útiles en aplicaciones de baja complejidad. Un código cíclico de largo  $n$  y cardinalidad  $k$  se denota por  $C_{cic}(n, k)$ .

**Definición 10** Se entiende como rotación  $i$ -ésima  $\mathbf{c}^{(i)}$  de la palabra de código  $\mathbf{c} = (c_0, c_1, \dots, c_{n-1})$  la expresión

$$\mathbf{c}^{(i)} \triangleq (c_{n-i}, c_{n-i+1}, \dots, c_{n-1}, c_0, \dots, c_{n-i-1}) \quad (2.27)$$



Las palabras usualmente son representadas de manera polinomial para facilitar la operatoria de rotaciones y la generación del código, correspondiendo a la palabra  $\mathbf{c} = (c_0, c_1, \dots, c_{n-1})$  el polinomio

$$c(X) = c_0 + c_1X + \dots + c_{n-1}X^{n-1} \quad c_i \in \text{GF}(2^m). \quad (2.28)$$

Puede demostrarse que existe un único polinomio entre todos los de un código que posee el mínimo grado  $r$  [21]. Este polinomio posee su primer y último componente iguales a '1', además para que la asignación entre el espacio del mensaje y de las palabras de código sea biyectiva debe cumplirse que  $r = n - k$ , es decir que el grado del polinomio mínimo es igual al número de bits de redundancia, quedando representado según 2.29.

$$g(X) = 1 + g_1X + \dots + g_{n-k-1}X^{n-k-1} + X^{n-k}. \quad (2.29)$$

El polinomio de mínimo grado posee también la propiedad de ser capaz de generar cualquier otra palabra de código [26], se habla entonces de polinomio generador y se cumple la relación 2.30. Este polinomio tiene la propiedad de ser factor de  $X^n + 1$ , cumpliéndose además que cualquier polinomio factor de  $X^n + 1$  es también generador del código  $C_{cic}(n, k)$ .

$$\mathbf{c}(X) = m(X)g(X) = (m_0 + m_1X + \dots + m_{k-1}X^{k-1})g(X). \quad (2.30)$$

La decodificación de códigos cíclicos se basa en el vector de síndrome (2.5.1), si se considera que una palabra de código llega distorsionada al extremo receptor,  $r(X) = r_0 + r_1X + \dots + r_{n-1}X^{n-1}$  si se divide entre el generador se obtiene

$$r(X) = q(X)g(X) + S(X). \quad (2.31)$$

Donde el resto será cero si  $r$  pertenece al código, si por el contrario  $S(X)$  no es nulo, puede mostrarse que este resto corresponde al síndrome  $S(X)$ , polinomio de grado  $n - k - 1$  o menor,  $S(X) = s_0 + \dots + s_{n-k-1}X^{n-k-1}$

Gracias al síndrome, es posible decodificar códigos cíclicos de igual manera que para el caso genérico de códigos de bloque mediante una tabla  $\mathbf{S} \rightarrow \mathbf{e}$  que representa la relación que existe entre los síndromes y el vector de errores, realizándose la corrección de los mismos mediante la suma  $\hat{\mathbf{c}} = \mathbf{r} + \mathbf{e}$ .

La relación entre una palabra de código y otra, en términos de rotaciones, permite desarrollar algoritmos que reducen el tamaño de la tabla  $\mathbf{S} \rightarrow \mathbf{e}$  [25]. Otra mejora interesante que es posible lograr gracias a esta propiedad es la adaptación de códigos cíclicos para la corrección de ráfagas de error, una implementación es una modificación del algoritmo de Meggitt llamada decodificador cazador de errores [21].

### 2.5.3. Códigos BCH y Reed–Solomon

La representación polinomial es vital para la descripción de los códigos BCH (Bose y Chaudhuri [5], Hocquengem [18]), que constituyen una extensión a los códigos de Hamming, capaces de corregir solamente un error [15]; pudiendo ser diseñados con la capacidad de corrección que se desee, aunque a costa de una menor tasa [5], [18], [21], lo que sumado a la simpleza de su decodificación los hace atractivos en aplicaciones de complejidad reducida. La descripción de estos códigos se hace en términos de las raíces del polinomio generador, lo que puede interpretarse como un conjunto de códigos Hamming reunidos, permitiendo una fina elección de la cantidad de bits posibles de corregir [26].

En la construcción de códigos BCH se toma el mínimo común múltiplo de polinomios mínimos adecuados, de esta manera se tiene que para cualquier  $m \geq 3$  y  $t < 2^m - 1$  existe  $C_{BCH}(n, k)$  de largo  $n = 2^m - 1$ , bits de chequeo de paridad  $n - k \leq mt$  y capaz de corregir hasta  $t$  errores.

El polinomio generador de un código BCH capaz de corregir  $t$  errores es el polinomio de mínimo grado sobre  $GF(2)$  que tiene  $\alpha, \alpha^2, \dots, \alpha^{2^t}$  como sus raíces. Denominando  $\Phi_i(X)$  al polinomio mínimo de  $\alpha^i$  se tiene que el generador está dado por,

$$g(X) = MCM \{ \Phi_1(X), \Phi_3(X), \dots, \Phi_{2^t-1}(X) \}. \quad (2.32)$$

Sólo se utilizan los polinomios de índice impar ya que el resto corresponde a las raíces conjugadas de las consideradas [26]. Como el grado de cada polinomio mínimo es al menos  $m$ , el grado de  $g(X)$  es a lo más  $mt$ , por lo que  $n - k < mt$ . La decodificación de códigos BCH puede realizarse utilizando tabla de síndrome, pues son códigos cíclicos.

Hacia 1960 Irving Reed y Gustave Solomon descubrieron un nuevo tipo de codificación [34], que constituye una generalización de los códigos BCH para alfabetos no binarios, de esta manera los coeficientes del polinomio generador  $g(X)$  pertenecen a un cuerpo de Galois extendido  $GF(q)$ .

Un código Reed–Solomon  $C_{RS}(n, k)$  capaz de corregir hasta  $t$  errores es definido sobre  $GF(q)$ , posee un largo  $n = q - 1$  y cuenta con  $n - k = 2t$  elementos de chequeo de paridad. En general, es útil escoger  $q$  de la forma  $2^m$  [26]. Cada elemento  $\alpha^i$  es raíz del polinomio mínimo  $X - \alpha^i$ , que a su vez es factor de  $X^n - 1$ , utilizándose el mismo esquema de construcción que para BCH, además también es posible utilizar decodificación por síndrome, además de otras estrategias como el algoritmo de decodificación Berlekamp–Massey [3], [23].

## 2.5.4. Códigos convolucionales

La segunda familia de códigos se diferencia de los códigos de bloque en que la salida del codificador es un flujo continuo de datos en función de los elementos del mensaje actuales a transmitir, así como también los elementos previos, considerándose hasta  $K$  instantes anteriores, dependiendo del codificador en uso. Dada su naturaleza, la descripción de un código convolucional  $C_{conv}(n, k, K)$  se realiza en el dominio de retrasos, o dominio  $D$ , donde la convolución se convierte en multiplicación [26, Cap. 6], por lo que las secuencias pueden expresarse en forma polinomial, pero en el dominio de retrasos y no en el tiempo como en el caso de los códigos cíclicos, así un mensaje  $\mathbf{m} = (m_0, m_1, m_2, \dots)$  puede representarse según

$$m(D) = m_0 + m_1D + m_2D^2 + \dots \quad (2.33)$$

Donde el retraso  $D$  posee la misma interpretación que  $z^{-1}$  en la transformada  $Z$ .

Todo código convolucional puede describirse mediante la respuesta al impulso asociada a cada una de las salidas. De esta manera la secuencia de salida  $i$ -ésima queda determinada por la convolución discreta módulo-2 entre el mensaje y la secuencia generatriz,

$$\mathbf{c}^{(i)} = \mathbf{m} * \mathbf{g}^{(i)} \quad (2.34)$$

Aquí resulta sumamente útil emplear la descripción en el dominio  $D$ , en donde basta con multiplicar los polinomios,

$$C(D) = M(D)G(D) \quad (2.35)$$

En la decodificación de códigos convolucionales es ampliamente utilizado el algoritmo de Viterbi [45], que lleva a cabo decodificación de máxima verosimilitud en el canal AWGN buscando la secuencia transmitida más plausible considerando la recibida. Para evitar realizar un número excesivamente grande de cálculos sobre todas las posibles secuencias, el algoritmo calcula la distancia acumulada entre la secuencia recibida en un instante y cada secuencia del código que llega al estado presente en el tiempo actual. Finalmente la secuencia con la menor distancia acumulada es la misma que la secuencia con mayor probabilidad [26, Cap. 6]. Existen además implementaciones de decodificación suave utilizando, tales como el algoritmo SOVA [14].

## 2.6. Entrelazado

Los entrelazadores o *interleavers* son estructuras que reordenan los datos de forma no contigua. Se encuentran en diversas aplicaciones, tales como la concatenación de codificadores, para aumentar la diversidad temporal del código, ya que muchos

codificadores son diseñados considerando únicamente errores aleatorios e independientes entre si, pero cuando se está en presencia de un canal que genera ráfagas de error, esto no es válido. Los entrelazadores atacan este problema aumentando la diversidad temporal del código. Una gran ventaja de esta solución es que solo es necesario conocer la longitud de las ráfagas de error, obviando una caracterización estadística más exhaustiva [40].

La mayor desventaja de los entrelazadores es que retrasan la transmisión de la señal, ya que para decodificar una palabra de código completa se debe esperar a que todos los símbolos de la misma, esparcidos en el tiempo, lleguen al extremo receptor. Además, naturalmente, agregan complejidad al sistema [40].

Existen varias formas de lograr el entrelazado, tales como los entrelazadores aleatorios, pseudoaleatorios o también entrelazadores S-random [10] Comúnmente se dividen en dos categorías, de manera análoga a los códigos: se tiene por una parte los entrelazadores convolucionales y por otra los entrelazadores de bloque, entre los que destacan los entrelazadores matriciales y algorítmicos. Pueden ser de símbolos o bits, en este trabajo se usan de bits considerando las características de una implementación de BICM, aunque el tratamiento para los de símbolos es completamente análogo.

### 2.6.1. Entrelazadores de bloque

En esta clase de entrelazadores la permutación se realiza utilizando una matriz de  $A \times B$  elementos que son guardados y leídos de distinta manera, realizando así el entrelazado. Una estrategia usual, denominada entrelazado matricial consiste en guardar los datos columna a columna y luego leerlos fila por fila, como se observa en la figura 2.6a. Un segundo enfoque algo más elaborado son los entrelazadores algorítmicos, que guardan los datos en la matriz secuencialmente, y luego los leen utilizando una función periódica que realiza el entrelazado, como el ejemplo de la figura 2.6b. Notar que los entrelazadores matriciales son un caso particular de entrelazador algorítmico.

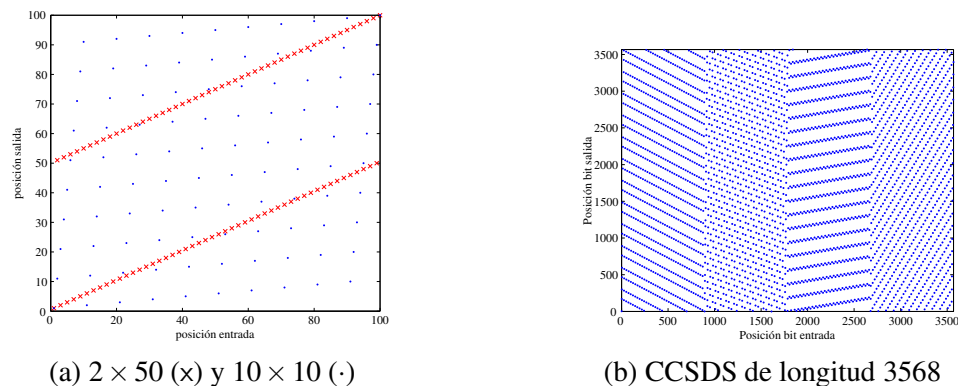


Figura 2.6: Entrelazadores matriciales

Entrelazadores matriciales, el eje de las abscisas corresponde a la posición a la entrada del entrelazador, mientras el de las ordenadas a la posición de salida

Con esta estrategia cualquier ráfaga de error de largo menor a  $B$  bits es esparcida en distintas palabras de código, resultando en errores aislados; si en cambio la duración de una ráfaga es  $\lambda B$  con  $\lambda > 1$  se registrarán ráfagas de error a la salida de longitud menor o igual a  $\lceil \lambda \rceil$  y las ráfagas estarán separadas por al menos  $A - \lfloor \lambda \rfloor$  bits. Esto implica también un retraso de al menos  $2AB - 2A + 2$  en la transmisión.

La memoria requerida es de  $AB$  bits en el extremo emisor y es de igual tamaño en el receptor, aunque como la matriz debe llenarse casi completamente antes de poder comenzar la transmisión, normalmente se utilizan dos matrices, no obstante, considerando que se puede comenzar a transmitir el primer bit tras haber guardado el primero de la última línea, pueden realizarse algunas optimizaciones.

## 2.6.2. Entrelazadores convolucionales

En esta técnica de entrelazado originalmente fue propuesta por Ramsey [33] y Forney [11], y en ella los datos no deben ser escritos en un espacio de memoria para luego ser leídos en otro orden, sino que se utilizan un banco de  $S$  *shift registers* ubicados en paralelo, recibiendo cada uno de manera secuencial datos. De esta manera van almacenando los bits a medida que llegan al entrelazador, proceso que continúa hasta que se ha transmitido el mensaje completo. Cada registro posee un retraso distinto, por lo que la secuencia de salida es diferente a la de entrada. En el extremo receptor se realiza la operación inversa, teniendo el cuidado que la secuencia de uso de los *shift registers* esté sincronizada con la del emisor.

## 2.7. Codificación modulada

En un esfuerzo por superar las pérdidas de desempeño producto del enfoque clásico y su separación de modulación y codificación del mensaje transmitido, basándose en la propuesta de Massey de unificar estas etapas [24], se han realizado una gran cantidad de investigaciones en lo que se denomina codificación modulada, tratando la codificación y modulación como una sola entidad. Este enfoque permite alcanzar rendimientos superiores al esquema tradicional, acercándose al límite teórico de Shannon [13]. No obstante, la gran desventaja de esta estrategia es su mayor complejidad, que la convierte en una opción poco factible para sistemas con fuertes limitaciones de potencia y espacio, como es la aplicación en picosatélites.

En los años setenta, Imai y Hirawaka propusieron la modulación codificada multinivel (MLC) [19] que utiliza códigos de bloque y decodificación subóptima multi etapa, transando la minimización de la probabilidad de error para alcanzar la capacidad del canal con una complejidad media.

Hacia 1982, Ungerböck [43] marcó un hito en el ámbito de la codificación modulada al proponer la *Trellis Coded Modulation* (TCM) que logra una gran eficiencia espectral si se usan alfabetos de gran cardinalidad, con mapeos *Set Partitioning* (SP). TCM además permite el uso del algoritmo de Viterbi en su decodificación.

Posterior al advenimiento de códigos modernos que permiten decodificación iterativa, se han realizado muchos esfuerzos para llevar los mismos a los grandes alfabetos normalmente utilizados por los esquemas de codificación modulada. Entre estos esfuerzos destaca el enfoque BICM, que intenta rescatar lo mejor de dos mundos [13], con las ventajas de la codificación modulada a una menor complejidad y, a la vez, permite utilizar las estrategias usuales y códigos modernos de manera flexible [13].

## 2.8. Codificación modulada con entrelazado de bit

Como una solución intermedia, que incluye el mejor rendimiento presentado por los esquemas de modulación codificada y además posee una simpleza cercana a la de los esquemas tradicionales que separan codificación de modulación, Zehavi propuso la Modulación Codificada por Entrelazado de Bit, o BICM, por sus siglas en inglés (*Bit Interleaved Coded Modulation*) [48].

En contraste con MLC [19], en que los bits son decodificados de manera secuencial utilizando la información obtenida gracias a la decodificación de los bits previos, en el enfoque BICM se decodifican los bits en paralelo, logrando tasas estrictamente menores para el caso de BICM [35, Cap. 5], situación que puede ser minimizada si se utilizan mapeos Gray en la asignación de símbolos [6]. Así, BICM permite atacar de buena manera la propagación de errores y latencia presentados por MLC [35].

Considerando  $N$  como el número de usos del canal, es decir, la cantidad de símbolos que son transmitidos a través del mismo en la ventana de tiempo estudiada. Además, en general en un esquema de codificación modulada se utiliza un código no binario  $\mathcal{M}$  de largo  $N$ , definido sobre el alfabeto  $\mathcal{X}$ . No obstante, debido al uso del entrelazador de bit, en BICM se utiliza un código binario  $\mathcal{C}$  de largo  $n = mN$ , con  $m$  el número de bits necesarios para representar un símbolo del alfabeto  $\mathcal{X}$ .

### 2.8.1. Codificación

En una topología BICM el codificador  $\phi$  está compuesto por tres elementos fundamentales como puede apreciarse en la figura 2.7. En primer lugar se tiene un código binario  $\mathcal{C}$  de largo  $n \triangleq mN$  seguido por un entrelazador de bit  $\pi$  y una función de etiquetado,  $\mu$ , que mapea los símbolos a la salida del entrelazador a una constelación sintetizada por el modulador.

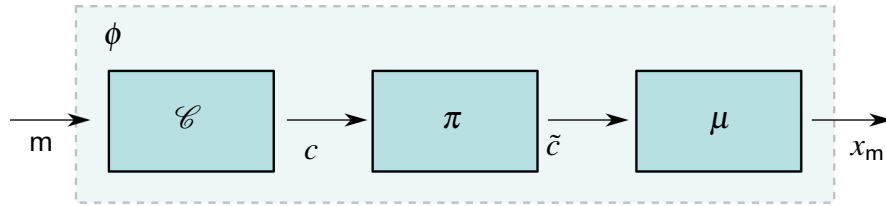


Figura 2.7: Diagrama de bloques de un codificador BICM

La salida del codificador es una palabra de código binaria  $\mathbf{c}$  que es distribuida en el tiempo por el entrelazador  $\pi$ . Finalmente, el bloque rotulador asigna secuencias de bits al símbolo correspondiente mediante la función  $\mu$ ,

$$\begin{aligned} \mu : \{0, 1\}^m &\longrightarrow \mathcal{X} \\ \mathbf{m} &\longrightarrow x_{\mathbf{m}} \end{aligned} \quad (2.36)$$

Esta función depende de la modulación empleada y genera una palabra codificada  $x_{\mathbf{m}}$ , perteneciente al alfabeto de símbolos  $\mathcal{X}$ . Es útil para posteriores análisis definir los conjuntos de posiciones.

**Definición 11** Se define el conjunto de posiciones  $\mathcal{X}_b^j$  como los puntos de la constelación empleada cuyo bit  $j$ -ésimo del símbolo  $x$  tiene el valor  $b$ , es decir,

$$\mathcal{X}_b^j \triangleq \{\mathbf{x} \in \mathcal{X} / b_j(\mathbf{x}) = b\} \quad (2.37)$$

Donde  $b_j(\mathbf{x})$  es la función de mapeo inverso  $b_j : \mathcal{X} \rightarrow \{0, 1\}$ , que entrega el bit  $j$ -ésimo del símbolo  $\mathbf{x}$ .

### 2.8.2. Decodificación y detección

BICM es un esquema subóptimo en cuanto no es capaz de realizar decodificación de máxima verosimilitud, ya que la métrica de decodificación no es una función biyectiva

de las probabilidades a posteriori del canal  $P_{X|Y}(x|y)$  (símbolos), sino que se utilizan las probabilidades a posteriori de cada uno de los bits transmitidos.

$$q_j(b_j(\mathbf{x}) = b, \mathbf{y}) = \sum_{\mathbf{x} \in \mathcal{X}_b^j} P_{X|Y}(\mathbf{x}|\mathbf{y}). \quad (2.38)$$

En ocasiones suele utilizarse una métrica de menor complejidad, tomando la máxima probabilidad en lugar de la sumatoria,

$$q_j(b_j(\mathbf{x}) = b, \mathbf{y}) = \max_{\mathbf{x} \in \mathcal{X}_b^j} P_{X|Y}(\mathbf{x}|\mathbf{y}). \quad (2.39)$$

Independiente de la métrica de bit utilizada, la métrica de símbolos es

$$q(\mathbf{x}, \mathbf{y}) = \prod_{j=1}^m q_j(b_j(\mathbf{x}), \mathbf{y}). \quad (2.40)$$

Finalmente el decodificador  $\phi$  entregará como salida una estimación del mensaje transmitido buscando el argumento que maximice la métrica de símbolos utilizada,

$$\hat{m} = \phi(\mathbf{y}) = \arg \max_{m \in \{1, \dots, |\mathcal{M}|\}} q(\mathbf{x}_m, \mathbf{y}). \quad (2.41)$$

### 2.8.3. Canal clásico

Al adoptar un acercamiento teórico, puede asumirse un entrelazador ideal, totalmente aleatorio y que logra romper la interdependencia entre un símbolo y otro al pasar por el canal. Bajo este supuesto se habla de un canal BICM equivalente, que consta de  $m$  canales paralelos. Para el símbolo  $k$ -ésimo transmitido, la entrada del canal  $j$ -ésimo es  $b_j(\mathbf{x}_k)$  y su salida la métrica de log-verosimilitud del bit de entrada, es decir,

$$\Xi_{m(k-1)+j} = \log \frac{q_j(b_j(x_k) = 1, y)}{q_j(b_j(x_k) = 0, y)}. \quad (2.42)$$

El entrelazador ideal es modelado como un conmutador aleatorio a la entrada, que selecciona al azar cualquiera de los  $m$  canales al transmitir un bit [6], como puede apreciarse en la figura 2.8. En [6] se modela un entrelazador infinito asumiendo los  $m$  canales independientes, constituyendo un buen modelo, aunque algo optimista [13].



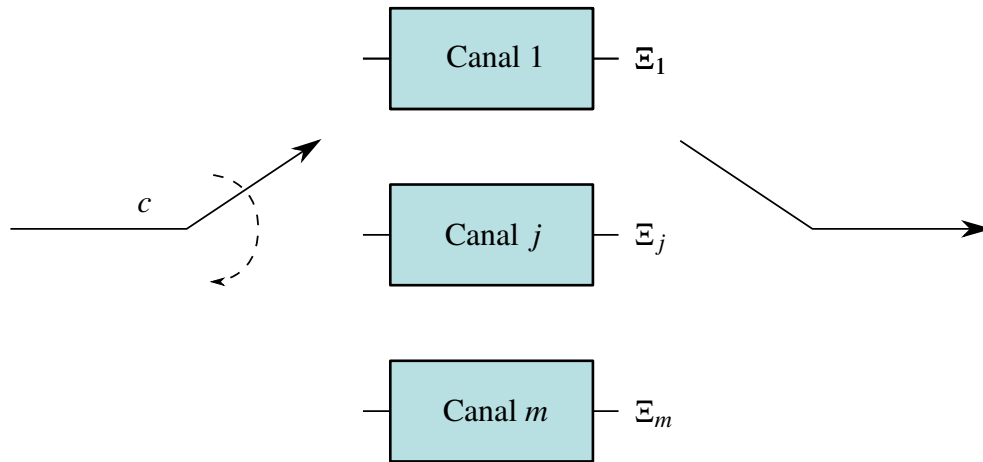


Figura 2.8: Diagrama de bloques de un codificador BICM

## 2.9. Comunicaciones y nanosatélites

En los sistemas satelitales se distinguen dos elementos en la comunicación: la estación terrena y el segmento espacial, los que alternan el rol de emisor y receptor distinguiéndose así dos enlaces de comunicación con características propias, que comparten un mismo medio físico.

Por un lado, se considera la existencia de un enlace de subida, que se refiere a la transmisión de datos desde la estación terrena hacia el satélite, pudiendo tener muchos fines, siendo el principal en nanosatélites el envío de telecomandos para programar secuencias de operación en el dispositivo. Este enlace se caracteriza por un volumen bajo de datos transmitidos y además por ser sumamente crítico que los mismos lleguen sin errores al segmento espacial para su correcto funcionamiento, siendo la integridad de los datos el aspecto de mayor importancia [2].

Cuando el segmento espacial actúa como emisor se habla de un enlace de bajada, cuyo uso en esta aplicación es la transmisión de datos obtenidos por el satélite hacia la Tierra. Por esta razón, este enlace también se denomina enlace de telemetría [2]. Es ideal que se puedan transmitir tantos datos como sea posible en este enlace, ya que es así como se sabe en tierra acerca del estado del equipo y datos recolectados por el mismo.

Algunos criterios de clasificación de satélites se relacionan con su órbita, que generalmente es descrita completamente mediante seis parámetros, denominados elementos Keplerianos [20]. Para una buena clasificación de satélites es bueno distinguir tres características orbitales. La primera a evaluar es la altura de la órbita, centrándose el estudio del presente trabajo en órbitas de baja altura, en el llamado régimen de órbita

terrestre baja, LEO (*low earth orbit* por sus siglas en inglés) cuyas alturas van entre 200 y 2000 kilómetros [7]. Otras características distintivas son la excentricidad y orientación de la órbita, que indican la forma e inclinación respecto al plano ecuatorial terrestre. Las órbitas más comunes en picosatélites son circulares con orientación polar. De esta forma, en el presente trabajo se consideran órbitas circulares polares de baja altitud, [17].

Además de la órbita, otra característica que permite diferenciar fuertemente distintos satélites es su peso y tamaño distinguiéndose desde grandes satélites, generalmente geoestacionarios, con una masa de algunas toneladas hasta pequeños circuitos del tamaño de un lápiz que pesan solo algunos gramos. Entre esta gran variedad de tamaños destacan los picosatélites, equipos de tamaño reducido con una masa máxima de alrededor de un kilogramo que pueden llevar a cabo misiones que con satélites de mayor tamaño serían sumamente costosas, tales como conformación de constelaciones para comunicaciones, apoyo a satélites mayores e investigación universitaria, lo que sumado al menor costo asociado constituyen una buena oportunidad de desarrollar las tecnologías espaciales.

### **2.9.1. Particularidades del canal satelital**

Al transmitir datos hacia o desde un satélite en órbita LEO, debe atravesarse casi la totalidad de la atmósfera, ocurriendo fenómenos implicados en la propagación de ondas electromagnéticas a través de las distintas capas atmosféricas, además, al estar la antena de la estación terrestre apuntando al espacio, se recibe interferencia por ruido espacial procedente de cuerpos celestes cercanos, además debe considerarse las interferencias con otras transmisiones humanas. Entre la multitud de fenómenos que se presentan destacan los siguientes:

- Propagación multitrayectoria debido a refracción troposférica, aunque este efecto no es demasiado importante en las bandas normalmente utilizadas en comunicaciones con CubeSats, sino que adquiere mayor importancia para frecuencias mayores, si puede aparecer por otras causas, como lluvia [8, Cap. 3].
- Depolarización, fenómeno atmosférico que ocurre por la presencia de sectores no esféricos en cuyo interior contienen agua, hielo o nieve. También se presenta por rotación de Faraday debido a fenómenos ionosféricos. Estos fenómenos atenúan en distinto grado y con diferentes fases cada componente, cambiando la polarización de la onda percibida por el receptor [8, Cap. 3].
- Fluctuaciones rápidas en la amplitud, ángulo de llegada y fase de la señal, producto de la no homogeneidad de la atmósfera, que provoca pequeñas refracciones en la propagación, este fenómeno es conocido como centelleo [8, Cap. 3].
- La lluvia, que provoca atenuaciones considerables y transforma el canal de línea de vista en uno tipo Rayleigh [8, Cap. 3].

- Ruido espacial, que como puede verse en la figura 2.9 es relevante en las bandas de frecuencias comúnmente utilizadas en radio amateur y nanosatélites, vale decir en VHF y UHF. Donde se considera el efecto de la radiación de fondo y además el proveniente de cuerpos celestes de la vía lactea, lo que agrega aún más incerteza al enlace, puesto que el nivel de este ruido depende del sector de la esfera celeste que se encuentre atravesando el satélite.
- La interferencia humana es otro fenómeno que influye en el enlace, ya que se usan bandas de radio amateur, pueden producirse interferencias con personas que transmitan en la misma frecuencia, aunque esto es mitigado por la directividad de la antena y que la misma apunta hacia el espacio, de todas maneras agrega ruido al enlace.
- La naturaleza de la órbita y diseño de CubeSats normalmente involucran tres fenómenos, por una parte se presenta efecto Doppler debido a la alta velocidad de traslación, el que es corregido por los *transceivers*, pero es necesario tomarlo en cuenta a la hora de implementar un sistema de comunicaciones para esta aplicación. Además el satélite puede presentar una permanente rotación en torno a sí mismo, cambiando la polaridad de la señal. Finalmente, la baja órbita implica una corta duración del enlace, lo que hace necesario aprovechar al máximo el corto tiempo disponible para comunicarse con el segmento espacial.

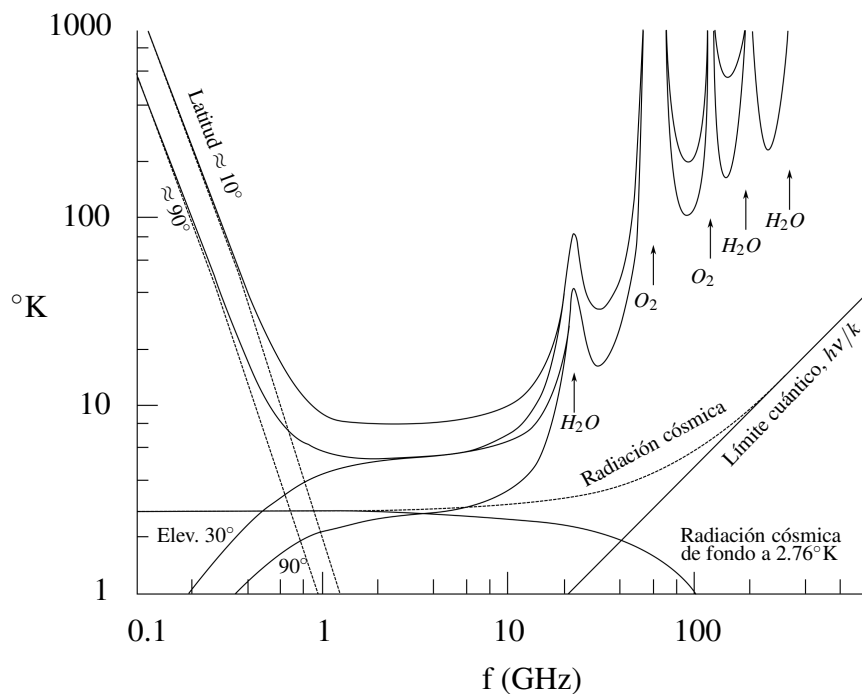


Figura 2.9: Temperatura del cielo vista desde la superficie terrestre [27]

Este conjunto de fenómenos provocan la existencia de desvanecimientos y ráfagas en el canal, con un comportamiento impredecible del mismo, lo que motiva el estudio de técnicas que permitan sobrellevar esta situación y lograr transmitir los datos de manera fiable manteniendo la complejidad y consumo energético, sobre todo de los equipos del segmento espacial al mínimo posible.

### **2.9.2. El estándar CubeSat**

El proyecto CubeSat surge en 1999 teniendo como objetivo brindar acceso al espacio para pequeñas cargas [28], facilitando la puesta en órbita y reduciendo los costos asociados al lanzamiento de satélites mediante la estandarización de los componentes asociados a la puesta en órbita de nano y picosatélites, de manera tal de poder encapsular varios CubeSat en un solo compartimiento montado como carga secundaria en lanzamientos de satélites de mayor tamaño. Un CubeSat de una unidad, denominado 1U es un satélite con forma de cubo de 10 *cm* de lado y con una masa máxima de 1.33 *kg*, existiendo además unidades más grandes de doble y triple tamaño, denominados 2U y 3U respectivamente, con un peso máximo de 4.00 *kg* esta última variante.

El reducido tamaño de los satélites tipo CubeSat es su mayor ventaja pues permite aprovechar las bondades ya descritas, no obstante, constituye también un gran desafío, porque deben incluirse en un pequeño espacio todos los equipos necesarios para el correcto funcionamiento del equipo. Esto influye también en el diseño del sistema de comunicaciones, que debe ser lo más simple, ligero y pequeño posible, asegurando a la vez un enlace de buena calidad con una potencia de transmisión muy limitada.

Satélites de este tipo son desplegados en órbita baja, en alturas que fluctúan entre 360 y 600 *km* [44], normalmente en un plano polar. Este tipo tiene la ventaja de no estar tan alejada de la Tierra, por lo que la atenuación de la señal no es tan grande en comparación a órbitas más altas.

### **2.9.3. Proyecto SUCHAI**

En el constante afán de la Facultad de Ciencias Físicas y Matemáticas de la Universidad de Chile por promover la ciencia e ingeniería de primer nivel, se perfila el proyecto SUCHAI (*Satellite of University of Chile for Aerospace Investigation*), cuyo objetivo primario es el desarrollo de tecnologías aeroespaciales para la investigación y la docencia [44]. Uno de los desarrollos hechos en el proyecto es la construcción por estudiantes de pregrado de un picosatélite, en pos de desarrollos posteriores en la misma línea. Esta primera versión de satélite tiene una serie de objetivos de investigación vía la incorporación de cargas útiles con diversos experimentos a bordo, además de objetivos

técnicos y pedagógicos como el desarrollo de las capacidades necesarias por parte de estudiantes y equipo de trabajo en general.

En cuanto al sistema de comunicaciones del satélite actualmente en desarrollo, se utilizan sistemas de radio amateur y codificación en el enlace de telecomandos. En el segmento terrestre se utiliza un *transceiver* bastante versátil, capaz de operar en las bandas amateur UHF, 430–440 MHz y VHF 130–140 MHz. El satélite cuenta con un *transceiver* diseñado para su uso en CubeSats, permite una comunicación *half-duplex* en la banda UHF con una potencia de hasta 31 dBm, utilizando modulación FSK [2]. En el enlace de bajada se transmite la información íntegra, mientras que en el enlace de telecomandos se utiliza un esquema de codificación BCH perforado con  $n = 63$  y  $k = 56$  [1].

# Capítulo 3

## Implementación

En este capítulo se presenta una serie de simulaciones de Monte Carlo realizadas con el fin de aplicar y evaluar el uso de BICM en un canal satelital. Primero se revisa el comportamiento del canal empleado con distintos parámetros de funcionamiento. Posteriormente, mediante la probabilidad de error de bit se compara el desempeño con distintos codificadores, escogiendo uno para ser probado con diversas técnicas de entrelazado aplicables en un eventual diseño, las cuales son realizadas usando parámetros de canal conservadores que no dan tanta ventaja al enfoque BICM respecto al normal, ya que las ráfagas son de corta duración, permitiendo que algunas puedan ser corregidas por un codificador normal, como puede apreciarse en los experimentos realizados en la sección 3.3.2. También se observa el comportamiento al cambiar la duración de las ráfagas y la longitud del entrelazador.

Finalmente cabe destacar que no se analiza el bloque rotulador  $\mu$  ya que los esquemas de modulación considerados son de dos símbolos. Se utilizan estos esquemas de modulación simples para mantener la sencillez y aplicabilidad del modelo en el escenario planteado que considera picosatélites.

Para comparar las distintas estrategias simuladas se utilizan gráficos de probabilidad de error de bit,  $P_b$ , en que se ha denominado codificación normal a la codificación realizada de manera netamente algebraica, vale decir sin entrelazador ni detección suave.

### 3.1. Preparación del modelo de canal

Para simular los errores en ráfaga que pueden presentarse en el enlace debido a alguna de las razones expuestas en la sección 2.9.1 se utiliza un modelo de canal Gilbert Elliot, cuyas probabilidades de error en cada estado corresponden a las mostradas en el

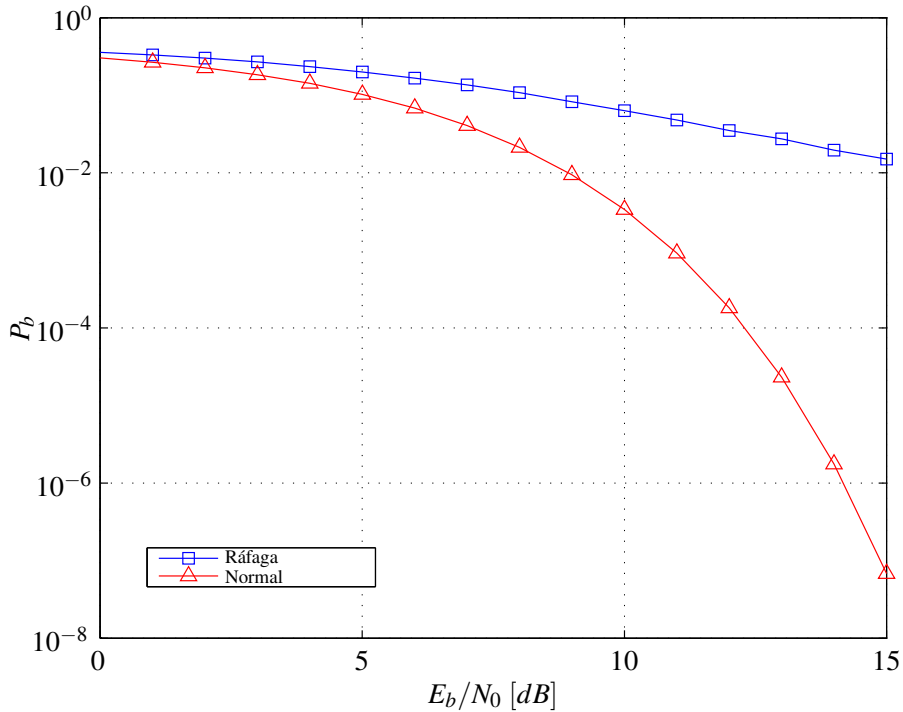


Figura 3.1: Probabilidad de error teórica  $P_b$  de canal en estado normal, que corresponde a un canal de ruido aditivo Gaussiano y en estado ráfaga, para el que se ha utilizado la probabilidad de error de bit de un canal tipo Rice, según se ha descrito, con modulación FSK.

gráfico 3.1, utilizándose para modelar el estado normal de operación un canal de ruido aditivo Gaussiano y para el estado ráfaga un canal Rice con  $K = 2$ , vector de fases  $\tau = (0, 10^{-4}, 10^{-4})$ , vector de ganancias  $a = (0, -20, -20)$  y un *Doppler spread* de  $100 \text{ Hz}$ , que es simulado para obtener su probabilidad de error de bit,  $P_b$ , que luego son utilizadas para constituir el canal Gilbert–Elliott. La elección de estos parámetros es una decisión arbitraria para simular de la mejor manera disponible el fenómeno de ráfagas de error, ya que no se cuenta con datos empíricos en la aplicación considerada, se aminora el efecto de esta decisión realizando simulaciones con distintas longitudes de ráfaga. En cuanto al canal AWGN se usan las probabilidades de error teóricas de las modulaciones y para el Riciano se realiza una simulación de Monte Carlo.

Para ilustrar las ráfagas generadas por el canal empleado, se ha incluido la figura 3.2, en donde se muestra el vector de error en una transmisión con una probabilidad de error muy baja para el estado bueno y muy grande en ráfaga, para poder diferenciar claramente un estado de otro.

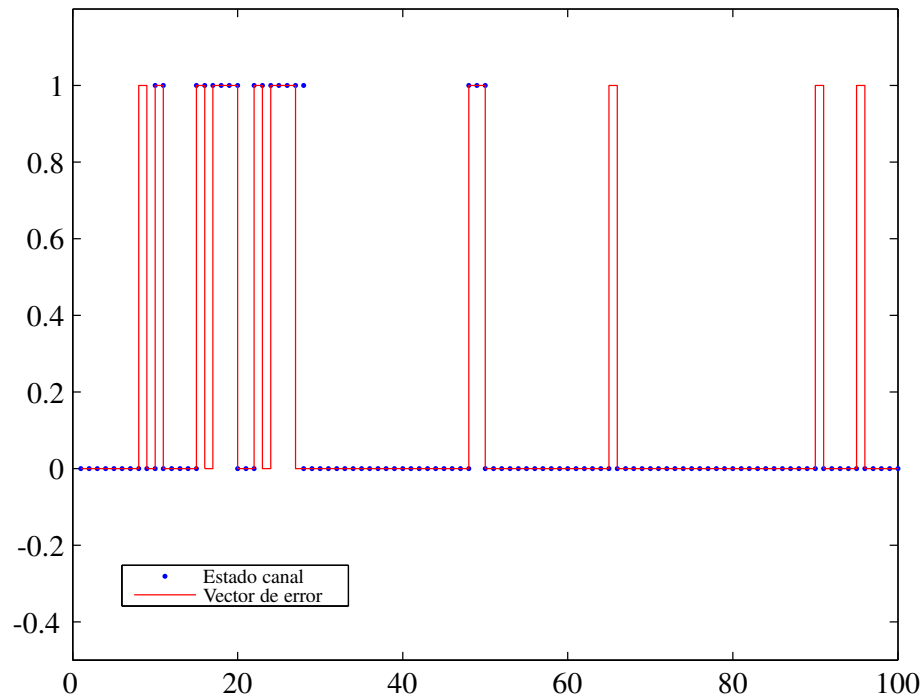


Figura 3.2: Ráfagas generadas por el canal

El comportamiento del canal para distintas probabilidades de transición de estado se muestra en la Tabla 3.1. Se abarca ese rango porque para probabilidades menores las ráfagas se vuelven de muy corta duración, mientras que para mayores son excesivamente largas considerando la longitud de los mensajes de interés. En las simulaciones del presente trabajo se considera un canal que un 10% del tiempo se encuentre en estado ráfaga, este porcentaje es considerado como el peor escenario, por lo que se analiza este caso y también la ausencia de ráfagas, que corresponde a un canal AWGN. Debido a la ausencia de datos empíricos, la elección de parámetros del canal ha tenido que hacerse de manera arbitraria, no obstante, se realizan variaciones en estos parámetros de manera tal de observar el comportamiento del sistema bajo distintas condiciones del canal.



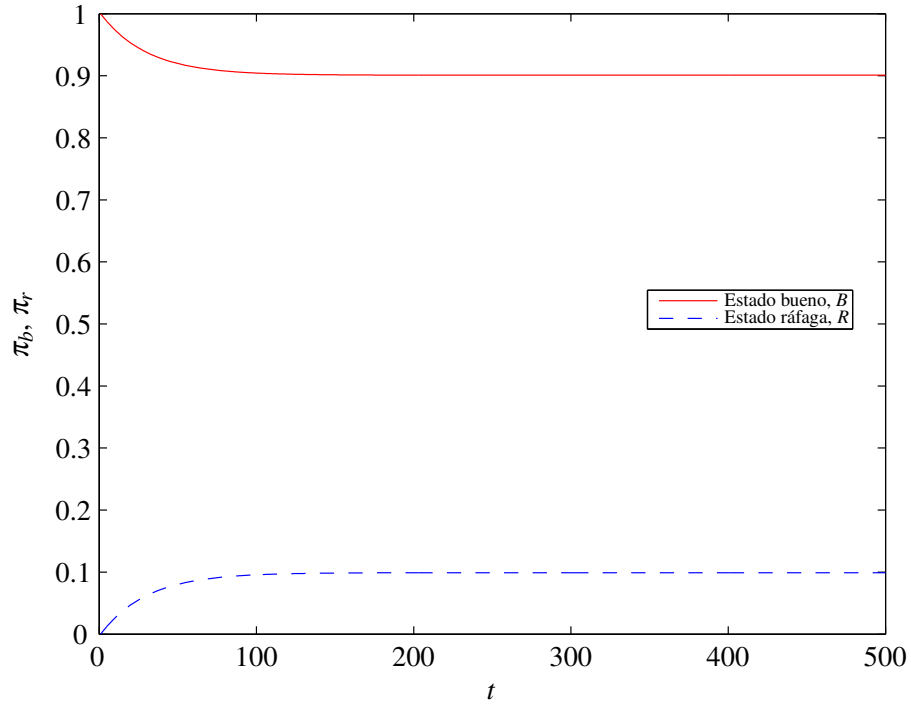


Figura 3.3: Convergencia de la distribución de probabilidades de estado para  $p_{b \rightarrow r} = 0.0033, p_{r \rightarrow b} = 0.0033$ , por lo que según la ecuación 2.17,  $\pi_b = 0.9$  y  $\pi_r = 0.1$ .

$p_{b \rightarrow r}$	Tiempo total en ráfaga	Número de ráfagas	Duración media ráfaga	Máxima duración	Mínima duración	Tiempo estacionario
0.033	49577	14993	3.3	36	1	9
0.0033	50351	1482	34	268	1	96
0.00033	52481	164	320	2024	2	956
0.000033	51278	14	3662	10663	71	9566

Tabla 3.1: Características de las ráfagas en función de probabilidad de transición de estado. Como tiempo total se considera el número de simulaciones es  $N = 500000$ ,  $p_{r \rightarrow b} / (p_{r \rightarrow b} + p_{b \rightarrow r}) = 0.1$ .

## 3.2. Efecto del codificador

Se realizan simulaciones variando los esquemas de codificación y usando modulación FSK con probabilidad de transición fija  $P_{b \rightarrow r} = 0.03$  y  $P_{r \rightarrow b} = 0.3$ , constituyendo un escenario conservador, con ráfagas de corta duración y con el canal un 10 % del tiempo en estado de ráfaga. El largo de cada mensaje transmitido varía de manera tal de fijar el largo del entrelazador en 50.000 *bits*, dicho entrelazador es de tipo aleatorio. Es importante mantener constante el largo del entrelazador, pues de lo contrario se estaría cambiando el desempeño del sistema, situación que puede inducir a errores a la hora de comparar esquemas de codificación.

En cada caso se transmiten 500.000 bits, más que suficiente considerando la probabilidad empleada, para la que el tiempo de convergencia de las distribuciones de probabilidad de estado es mucho menor, como se observa en la tabla 3.1, a menos que la probabilidad de error  $P_b$  sea muy baja para poder ser detectada, llevando a cabo más experimentos en esta situación.

### 3.2.1. Codificación BCH

Es simulado el desempeño de un código BCH(63,56) perforado, proveniente de un BCH(63,57) del que se omite un bit de redundancia. Se escoge este código en particular porque es empleado en el envío de telecomandos del picosatélite SUCHAI, como se ha expuesto en la sección 2.9.3. Puede observarse directamente en el gráfico 3.4 una temprana ventaja del enfoque BICM. El decodificador empleado es de tipo síndrome, como se ha descrito en la sección 2.5.3, del mismo tipo que el utilizado en el montaje actual del proyecto SUCHAI [1].

Las ganancias en términos de probabilidad de error en el caso BCH perforado, sin y con entrelazador son una disminución de 0.006347 a 0.006079 para 10 *dB* y de 0.0003219 a 0.000166 para 15 *dB*.

### 3.2.2. Codificación convolucional

Se prueba un código convolucional de tasa 1/2, memoria de largo  $K = 2$ , como puede apreciarse en la figura 3.5, el cual se utiliza por su simpleza y la recomendación para aplicaciones espaciales realizada por la CCSDS, que lo utiliza como parte de su estándar de código turbo [38]. Posteriormente en la sección 3.4.1 se prueba este esquema con un codificador convolucional con más registros [39].

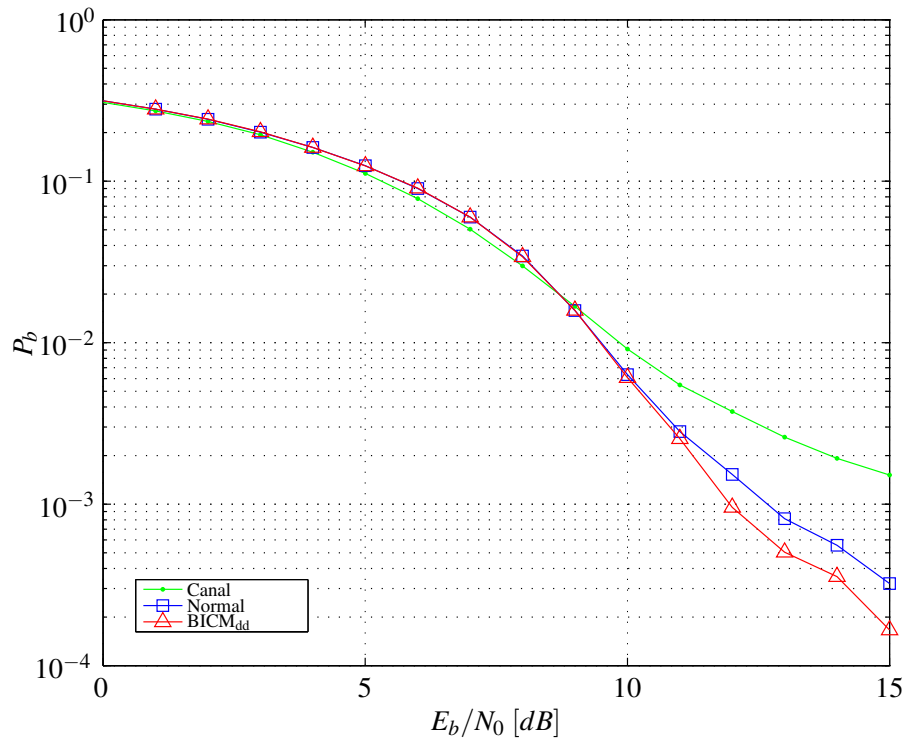


Figura 3.4: Desempeño con codificación BCH(63,56) perforada, usando modulación FSK, canal con ráfagas Rayleigh y  $p_{b \rightarrow r} = 0.05$ ,  $p_{r \rightarrow b} = 0.3$ .

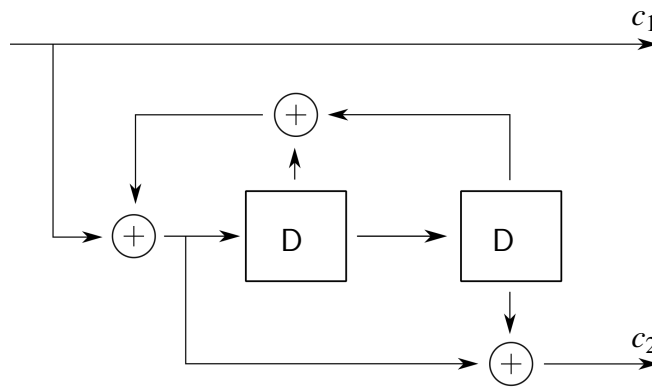


Figura 3.5: Codificador convolucional empleado.

Se usa el algoritmo de decodificación de Viterbi decisión dura, con longitud de decisión  $5(K+1)$ .

Además se realiza la simulación del desempeño del mismo código, con perforación, resultando un código de tasa  $2/3$ , se hace esta simulación para tener una tasa comparable.

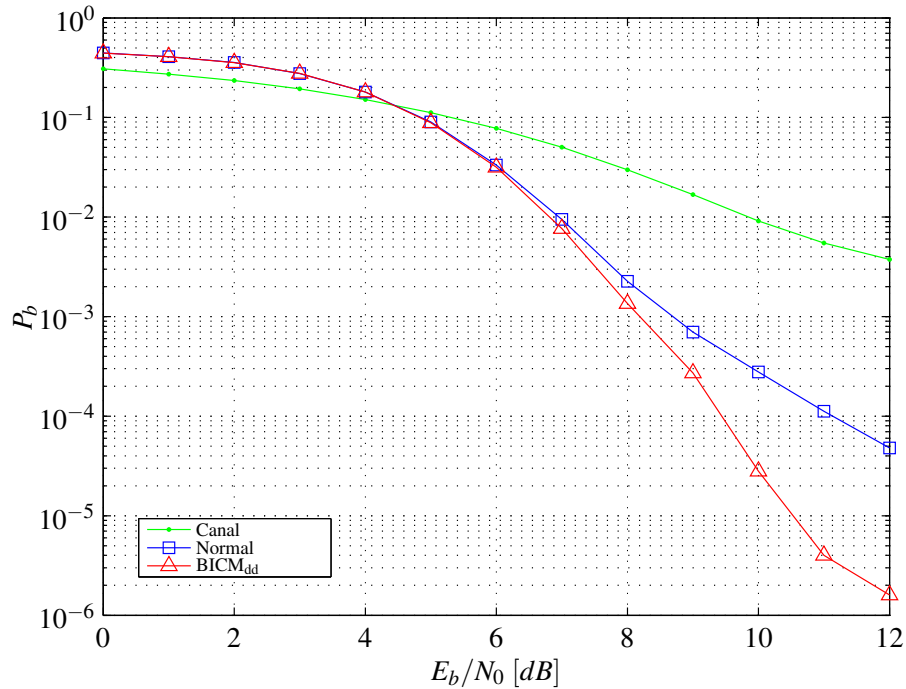


Figura 3.6: Desempeño con codificador convolucional, usando modulación FSK, canal con ráfagas Rice y  $p_{b \rightarrow r} = 0.03, p_{r \rightarrow b} = 0.3$

Al comparar los gráficos 3.5 y 3.7 se observa un peor desempeño del código con *puncturing*, siendo la probabilidad de error de bit,  $P_b$ , alrededor de un orden de magnitud mayor para una  $E_b/N_0$  de 10 dB en el caso con perforación. Este comportamiento era de esperarse ya que se ha suprimido uno de cada tres bits a la salida, reduciendo a la mitad los bits redundantes extra que se agregan al mensaje.

### 3.2.3. Codificación Reed–Solomon

Se prueba el desempeño utilizando un código Reed–Solomon RS(223,255), definido sobre  $GF(2^8)$  usado comúnmente en comunicaciones espaciales, como el transceiver NanoCom U480 [12] y recomendado por la CCSDS [39]. Para la simulación se genera un mensaje binario aleatorio, que posteriormente es convertido en grupos de 8 *bits* para ser procesado, ya que las palabras de este código son de esa longitud; si no se realiza esta conversión se está desaprovechando la real capacidad del esquema de codificación. Luego, el mensaje codificado es convertido a binario nuevamente para poder ser entrelazado a nivel de bit y posteriormente transmitido utilizando modulación FSK.

Se observa que esta codificación no ofrece ganancias para  $E_b/N_0$  bajos, pero sobre los 10 dB la probabilidad de error cae bruscamente, logrando una  $P_b$  del orden de  $10^{-5}$

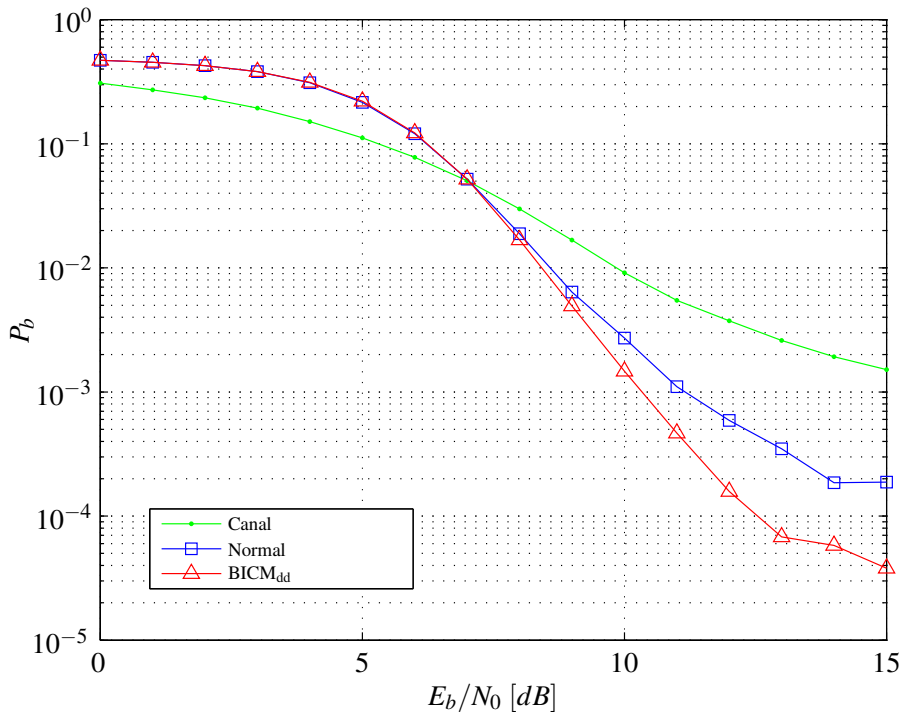


Figura 3.7: Desempeño de codificador convolucional con puncturing, usando modulación FSK, canal con ráfagas Rice  $\gamma p_{b \rightarrow r} = 0.03, p_{r \rightarrow b} = 0.3$ .

para  $E_b/N_0 = 12$  dB. Además se observa que el desempeño con y sin entrelazador es prácticamente idéntico, comportamiento esperado considerando la robustez de Reed–Solomon frente a ráfagas de error [26, Cap. 5].

### 3.3. Efecto del bloque entrelazador

Dada la naturaleza del canal, el entrelazador incluido en el sistema tiene un rol central en la disminución de la tasa de errores. Por ello, se revisa con mayor detención, simulando bloques de distinto tipo y longitud, para cada esquema considerado.

Además se observa el desempeño de las diferentes alternativas frente a cambios en la longitud de las ráfagas, para observar el comportamiento del sistema y cuanto empeora su rendimiento cuando el largo de las ráfagas se acerca al del entrelazador, situación en la que no necesariamente se pueden aislar los errores.

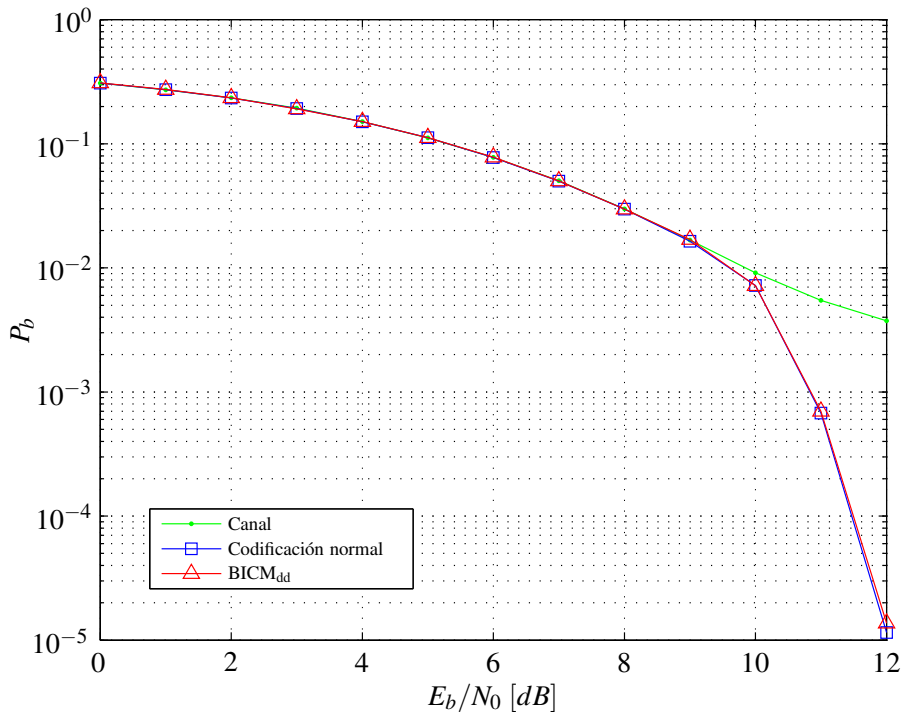


Figura 3.8: Desempeño con codificación Reed-Solomon (255, 223),  $p_{b \rightarrow r} = 0.03$ ,  $p_{b \rightarrow r} = 0.3$

### 3.3.1. Distintos tipos de entrelazador

Ante una posible implementación del enfoque BICM, es fundamental considerar y mantener acotados el uso de recursos y la complejidad del codificador. Los entrelazadores utilizados en las secciones previas son pseudoaleatorios, esquema costoso de utilizar en aplicaciones prácticas en términos de cantidad de memoria principalmente, como se ha detallado en la sección 2.6.

Por ello en esta sección se analiza el desempeño del sistema con dos alternativas simplificadas. Primero se simula el sistema con un entrelazador determinístico que guarda los datos en memoria secuencialmente, pero al leer los mismos luego, se utiliza una función que permuta las posiciones. La correspondencia entre entrada y salida puede verse en 2.6b. Posteriormente se experimenta con un entrelazador matricial cuadrado.

Primero se realiza una comparación usando las probabilidades de transición usuales, resultado mostrado en la figura 3.9. Posteriormente se analiza el rendimiento de los entrelazadores considerados para distintas probabilidades de transición o longitud de ráfaga.

Como se aprecia en la figura 3.9, no existen diferencias sustanciales entre un

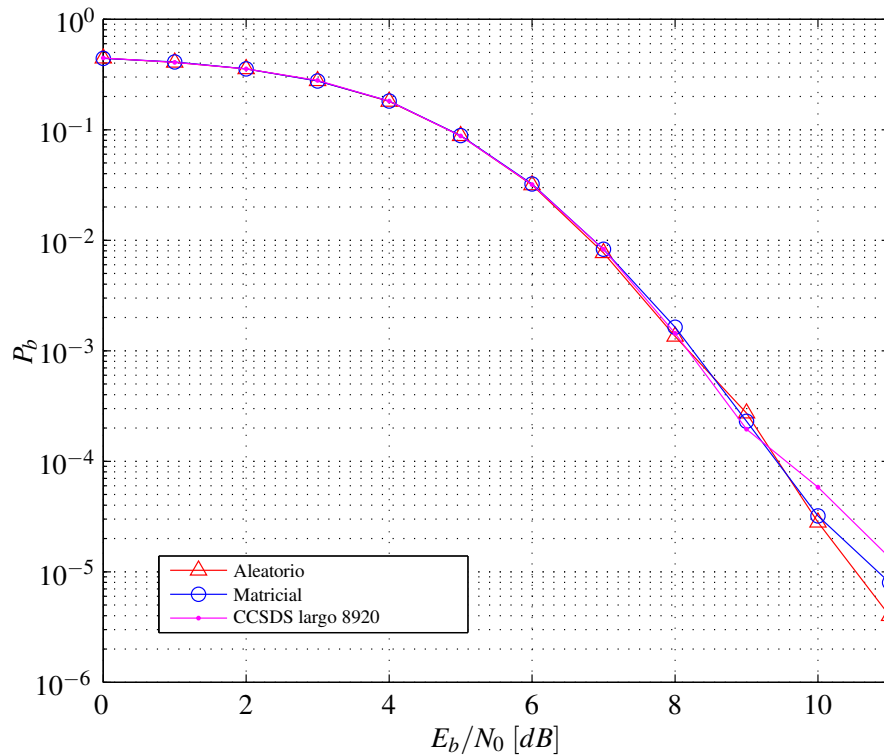


Figura 3.9: Desempeño de distintos entrelazadores usando modulación FSK y  $p_{b \rightarrow r} = 0.03$ ,  $p_{r \rightarrow b} = 0.3$

entrelazador y otro para la longitud de ráfaga considerada, para poder decidir un esquema a utilizar en posteriores simulaciones se evalúa el desempeño con longitudes de ráfaga mayores. No se evalúa un entrelazador convolucional dado su desempeño muy similar a un entrelazador matricial [41] y este último es menos complejo de implementar, ya que sólo se requiere un banco de memoria apropiado, que es escrito de manera secuencial y posteriormente leído utilizando una función apropiada, como se ha descrito en la sección 2.6.1.

### 3.3.2. Sensibilidad a cambios en la longitud de las ráfagas

Con el fin de verificar que la longitud media de las ráfagas de error es una variable que influye ostensiblemente en el desempeño del sistema primero se realizan simulaciones para distintas probabilidades de transición de estado para un sistema que considera únicamente codificación convolucional sobre el canal Gilbert–Elliott usado, resultados resumidos en la figura 3.10.

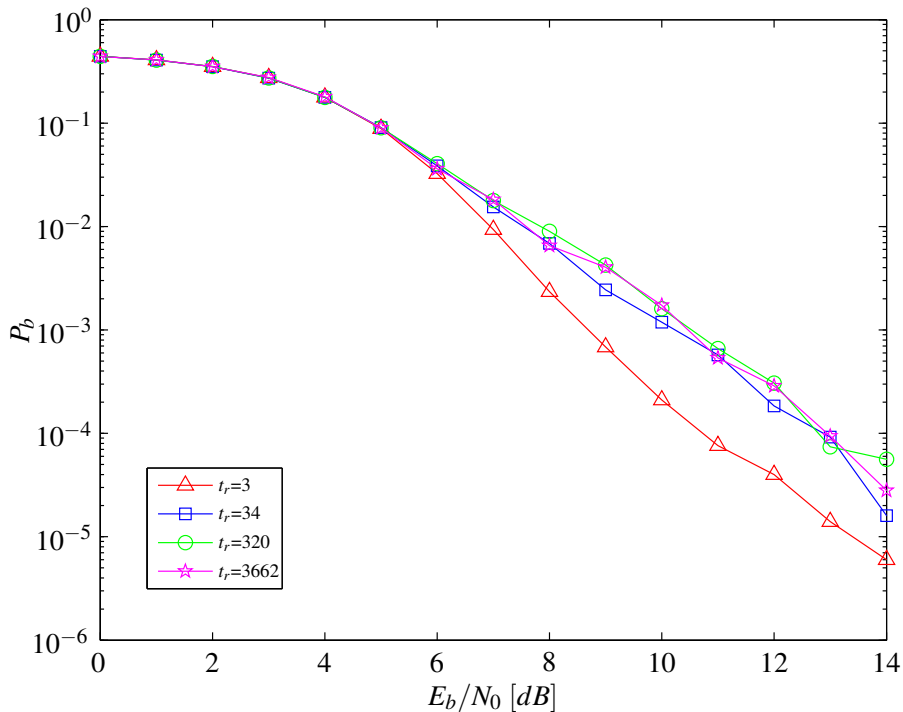


Figura 3.10: Desempeño para distintas probabilidades de transición de estado, codificación normal

Puede apreciarse claramente que a mayores longitudes de ráfaga aumenta ostensiblemente la probabilidad de error de bit, además cabe destacar que este aumento se observa al pasar del primer al segundo nivel de ráfagas, ya que a partir de esa longitud media el esquema de codificación comienza a ser incapaz de corregir los errores que se presentan.

Para realizar un estudio más acabado del desempeño de los entrelazadores considerados, se realizan simulaciones de Monte Carlo considerando distintas condiciones del canal. Se varía la longitud promedio de las ráfagas de error mediante el ajuste de las probabilidades de transición de estado, en la tabla 3.1. Puede apreciarse que al disminuir estas probabilidades, aumenta la longitud de las ráfagas que se presentan. Además aumenta el tiempo de convergencia a estado estacionario, fenómeno mostrado en la figura 3.3, las simulaciones son realizadas transmitiendo mensajes de 500.000 bits; si se considera que el codificador es de tasa 1/2, el canal transmite en total 1 Mb en la simulación de cada curva, siendo un número adecuado para alcanzar régimen estacionario y poder realizar conclusiones de manera fundamentada.



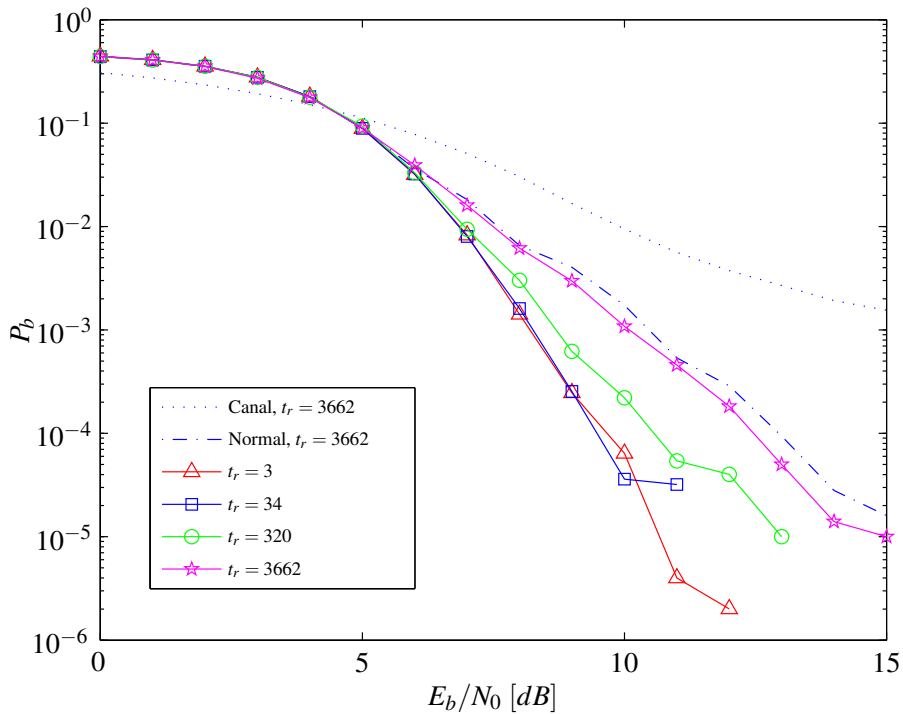


Figura 3.11: Desempeño para distintas probabilidades de transición de estado, entrelazador CCSDS, utilizando codificador convolucional (7, 5), codificación FSK con  $N = 500000$ .

Para la simulación del entrelazador CCSDS se ha utilizado el modelo de largo 1784. Como era de esperar el desempeño empeora para longitudes de ráfaga mayores, ya que los errores son esparcidos, pero es tal su cantidad que el entrelazador no es capaz de contribuir positivamente al desempeño.

Para obtener una comparación válida, el entrelazador matricial tiene dimensiones comparables a los subbloques del entrelazador CCSDS, utilizándose una matriz de  $42 \times 42$  elementos. Se observa que el desempeño matricial es comparable o incluso mejor al CCSDS y además se posee la ventaja de una mayor flexibilidad en el largo del bloque, por lo que se utiliza un entrelazador matricial para simulaciones posteriores.

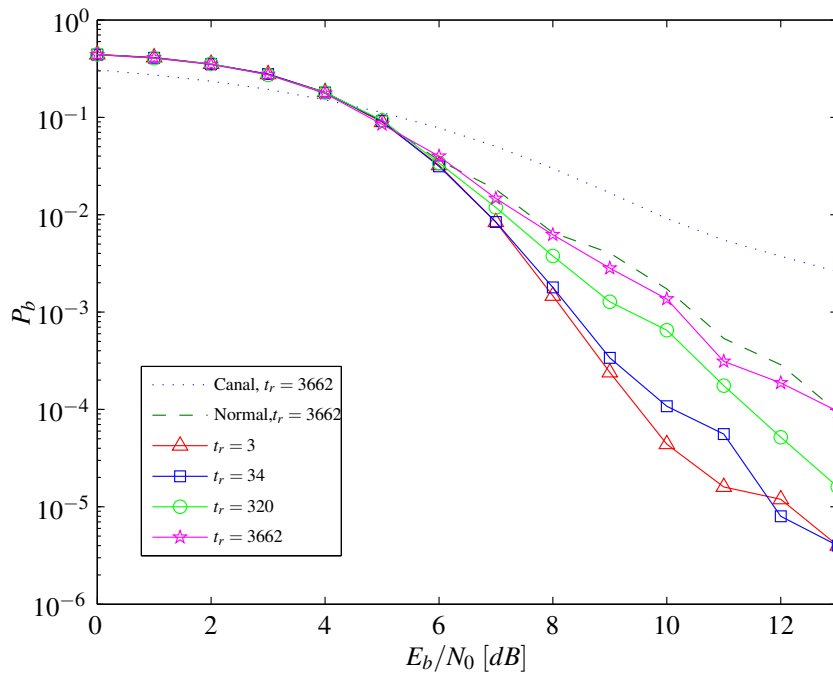


Figura 3.12: Desempeño para distintas probabilidades de transición de estado, entrelazador matricial, utilizando codificador convolucional (7, 5), codificación FSK con  $N = 500000$ .

### 3.3.3. Efecto de la longitud del entrelazador

La longitud del bloque entrelazador es fundamental en cuanto determina la magnitud de las ráfagas que es posible aislar en bloques separados, por ello se realizan simulaciones de Monte Carlo para observar el efecto del largo del entrelazador en el sistema. Esta simulación es realizada usando un entrelazador de tipo matricial, ya que es la opción que se sugiere usar en una posible implementación, dada su simpleza y buen desempeño mostrado en simulaciones previas.

Como es de esperar, la probabilidad de error de bit aumenta para menores longitudes del entrelazador, en simulaciones posteriores se utilizará un entrelazador matricial de  $100 \times 100$  elementos.

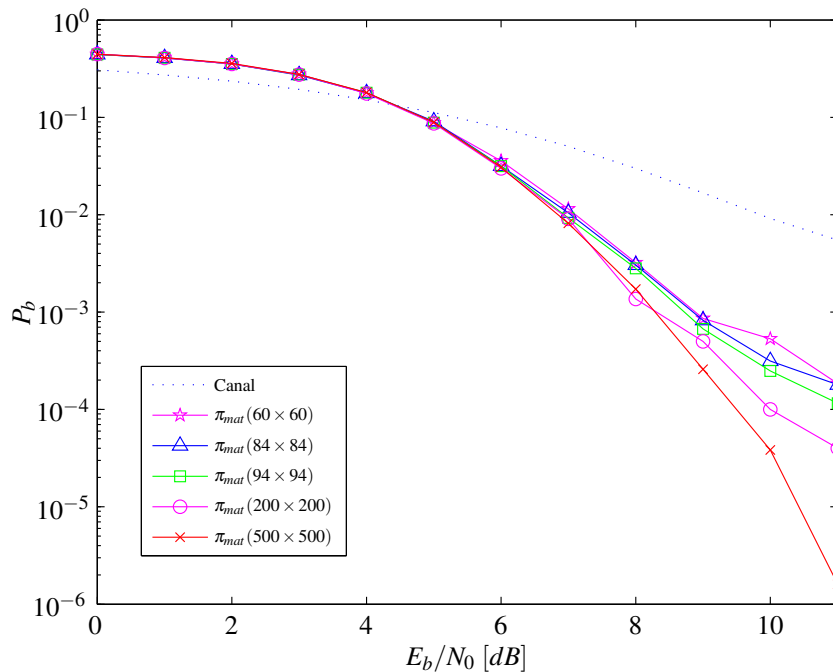


Figura 3.13: Efecto del largo de entrelazador matricial,  $p_{b \rightarrow r} = 0.00033$ , utilizando codificador convolucional (7, 5), codificación FSK con  $N = 500000$ .

### 3.4. Pruebas al sistema escogido

En base a las simulaciones previamente expuestas, se escoge un codificador convolucional con entrelazador determinístico como bases constituyentes del sistema. En esta sección se expone el desempeño del sistema en términos más acabados y bajo distintas condiciones del canal de comunicaciones. Además se simula la propuesta final de esquema BICM completo, incluyendo decodificación suave.

#### 3.4.1. Mejora al codificador

Con el fin de revisar posibles mejoras en el sistema, se simula el modelo utilizando el codificador convolucional cuyo diagrama de bloques se expone en la figura 3.14, que posee mejores prestaciones [39] que el previamente empleado.

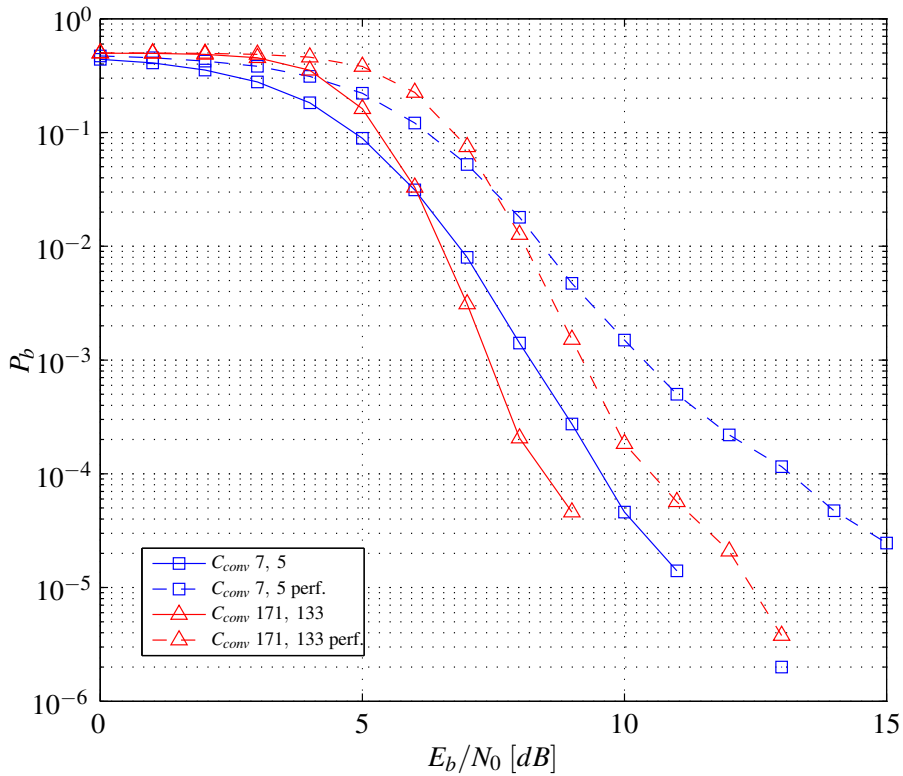


Figura 3.15: Desempeño utilizando un codificador convolucional de mayor memoria. De parámetros 171, 133, usando modulación FSK y  $p_{b \rightarrow r} = 0.03$ ,  $p_{r \rightarrow b} = 0.3$ ,  $N = 500000$ .

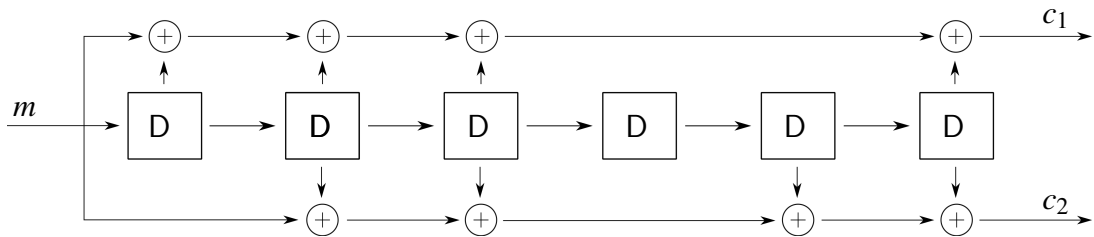


Figura 3.14: Codificador convolucional de mayor memoria. De parámetros 171, 133

Los resultados de las simulaciones de ambos códigos, con y sin perforado se pueden observar en la figura 3.15, donde se aprecia la ganancia en desempeño del convolucional mejorado, aunque las mismas ocurren a partir de  $E_b/N_0$  mayores, son más acentuadas, lo que sumado a la poca complejidad extra agregada por el nuevo código y que su tasa es igual que el modelo anterior lleva a privilegiar este nuevo codificador.

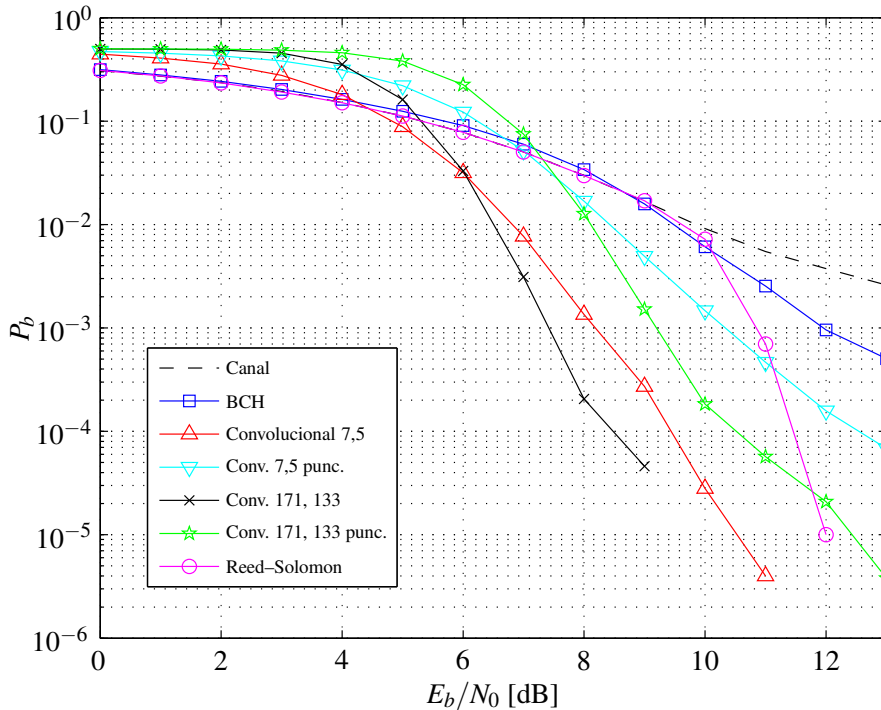


Figura 3.16: Comparativa de códigos considerados, usando modulación FSK y  $p_{b \rightarrow r} = 0.03$ ,  $p_{r \rightarrow b} = 0.3$ ,  $N = 500000$ .

### 3.4.2. Comparación de esquemas de codificación

Se incluye finalmente el gráfico 3.16, que ilustra las diferencias en el desempeño de los distintos tipos de código utilizados. Puede apreciarse que el esquema BCH recortado se traduce en una mejora bastante acotada, para el caso normal y entrelazado. Por otra parte, Reed-Solomon tiene buenas prestaciones pero se hacen presentes de manera tardía, separándose de la curva del canal sin codificar en  $E_b/N_0 = 10 \text{ dB}$  y descendiendo bruscamente.

Los codificadores convolucionales muestran un buen desempeño en general, aunque descienden de forma menos abrupta que Reed-Solomon, lo hacen desde un  $E_b/N_0$  menor, el esquema 171, 133 resulta particularmente efectivo en sus versiones con y sin perforado. De aquí en adelante se utilizará este codificador dadas sus buenas prestaciones, la disponibilidad de algoritmos de decodificación suave y la flexibilidad que puede lograrse cambiando el patrón de perforado, con lo que se varía la tasa del código  $R_c$  y también su probabilidad de error de bit, permitiendo eventualmente realizar estos cambios durante la transmisión en un futuro posible diseño, aprovechando al máximo el canal de comunicaciones, de naturaleza muy variable, como se ha expuesto en la sección 2.9.1.

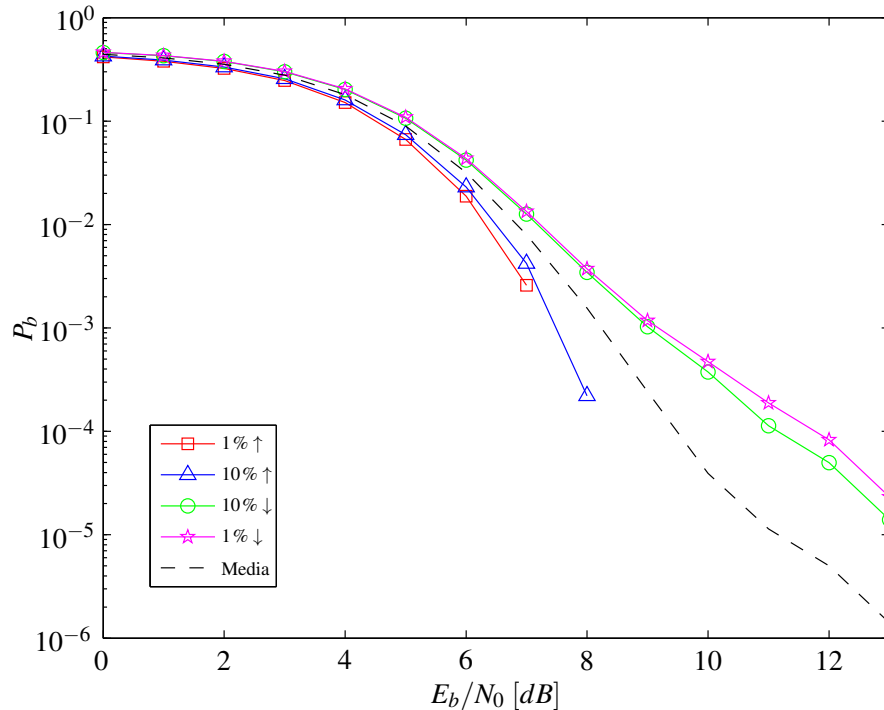


Figura 3.17: Distribución no central de curva  $P_b$ , las curvas corresponden al promedio del mejor 1% de las transmisiones (1% ↑), del mejor 10% de las mismas (10% ↑), la media y para el peor 1% y 10%, rotulados 10% ↓ y 1% ↓ respectivamente. Se han llevado a cabo 1000000 de realizaciones, considerando modulación FSK, codificación convolucional 171 133 y entrelazador matricial de  $100 \times 100$  elementos.

### 3.4.3. Distribución de la probabilidad de error

Con el fin de estudiar otros puntos característicos de la distribución, se simula un gran número de realizaciones, de manera tal de poder identificar de mejor manera la distribución de la probabilidad de error  $P_b$ , en la figura 3.17 se muestran las curvas de  $P_b$  promedio para el mejor 1% y 10%, además del peor 10% y 1% de las transmisiones, también se grafica la media obtenida en la simulación.

Se observa en general un buen desempeño en los puntos no centrales, siendo la probabilidad de error de bit del peor 1% un orden de magnitud mayor que la media. Para las mejores transmisiones se obtuvo un muy buen desempeño, obteniéndose que las curvas rápidamente decaen y se cortan debido a su poca probabilidad de error, que resultó indetectable pese al gran número de realizaciones empleado, no se realizaron más simulaciones por limitaciones del generador de números pseudoaleatorios del programa de simulación utilizado.

### 3.4.4. Modelo BICM

En este último apartado se exponen simulaciones realizadas utilizando un esquema BICM propiamente tal, el cual es similar al anterior, pero además incorpora decodificación suave en el extremo receptor. La entrada del decodificador  $\phi$  son las razones de log-verosimilitud entregadas por el demodulador. En la figura 3.18 se observa el desempeño obtenido por el sistema en un canal con ráfagas y modulación PSK. Se ha utilizado un entrelazador matricial de  $100 \times 100$  elementos, de acuerdo a las simulaciones realizadas previamente. Se ha utilizado modulación PSK en lugar de FSK porque no se encontraron demoduladores suaves implementados para esta última. Esta escasez es debido a la inherente no-linealidad de los demoduladores FSK, lo que impide un cálculo simple de las razones de log-verosimilitud. No obstante, existe trabajo de investigación en esa línea [30], por lo que ante una posible extensión futura de este trabajo sería interesante revisar el estado actual de esa rama de desarrollos.

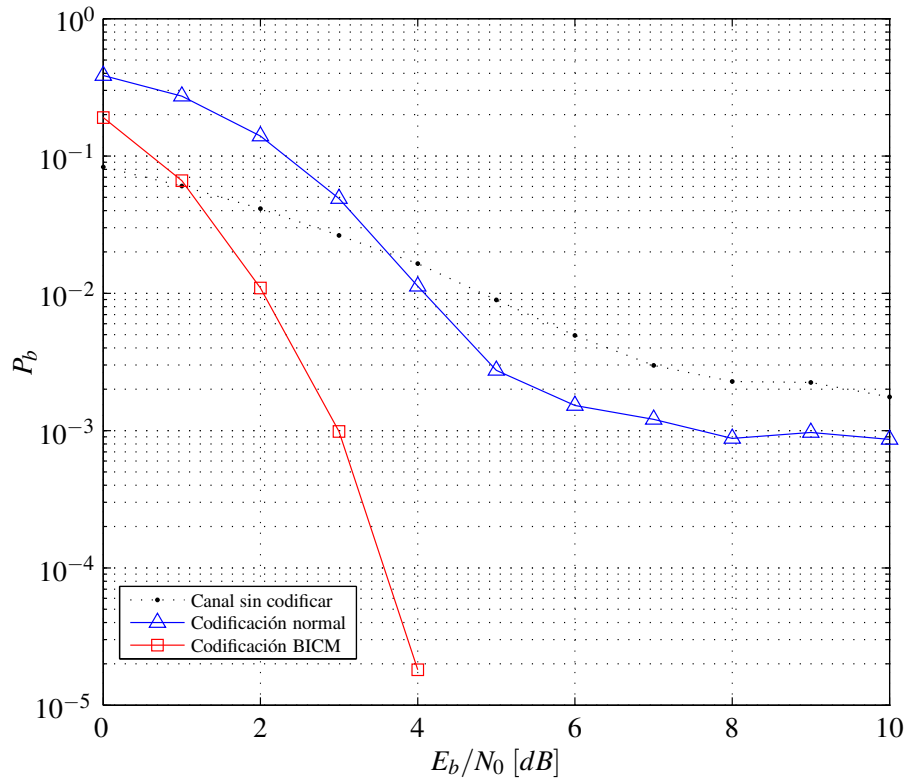


Figura 3.18: Probabilidad de error de bit de esquema BICM en canal con ráfagas con codificador convolucional 171, 133, modulación BPSK y decodificación suave utilizando el algoritmo de Viterbi.  $N = 500000$ ,  $p_{b \rightarrow r} = 0.03$ ,  $p_{r \rightarrow b} = 0.3$

Como se han asumido arbitrariamente algunos parámetros del canal, se evalúa el desempeño del sistema para distintas longitudes de ráfaga, los resultados de esta simulación se muestran en la figura 3.19, en la que no se aprecia mayor variación en función de la longitud de las ráfagas para la probabilidad de error de bit,  $P_b$ .

Finalmente, se analiza el límite sin ráfagas, situación en la cual el canal se convierte en uno de ruido aditivo gaussiano, un canal de estas características puede presentarse en un escenario optimista del enlace, por lo que también se simula el sistema en este caso, notando una apreciable mejora en el desempeño gracias a la introducción del decodificador suave en el sistema, logrando probabilidades de error sustancialmente bajas, como se puede observar en la figura 3.20.

Junto a los resultados de probabilidad de error de bit para un canal de ruido blanco aditivo Gaussiano, en la figura 3.21 se muestra la capacidad de canal bruta utilizada en la transmisión, vale decir incluyendo los bits redundantes.



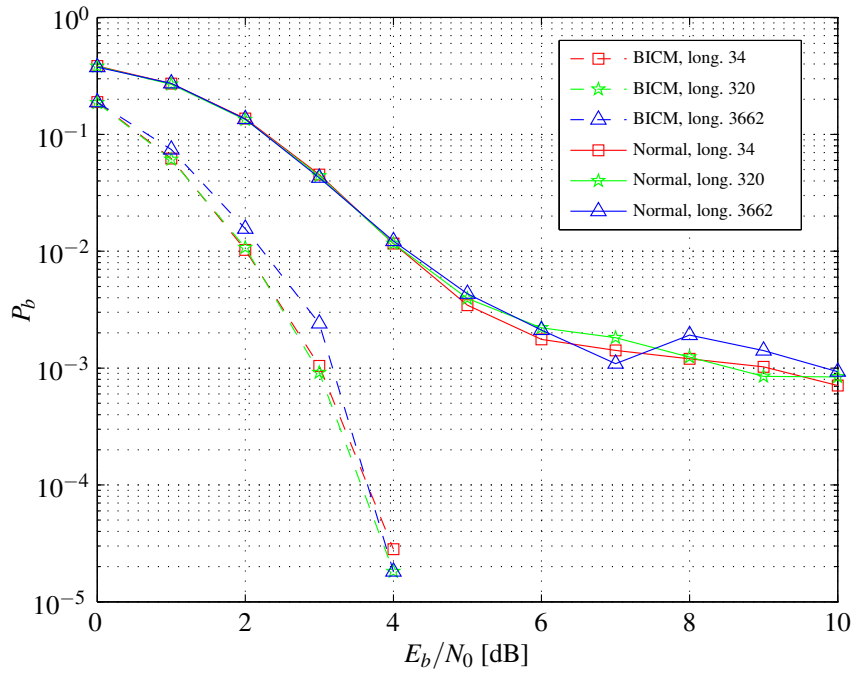


Figura 3.19: Probabilidad de error en canal con modulación BPSK y codificador convolucional 171, 133, para distintas longitudes de ráfaga, como se muestra en la leyenda del gráfico. Para cada curva la cantidad de bits transmitidos fue  $N = 5000000$ .

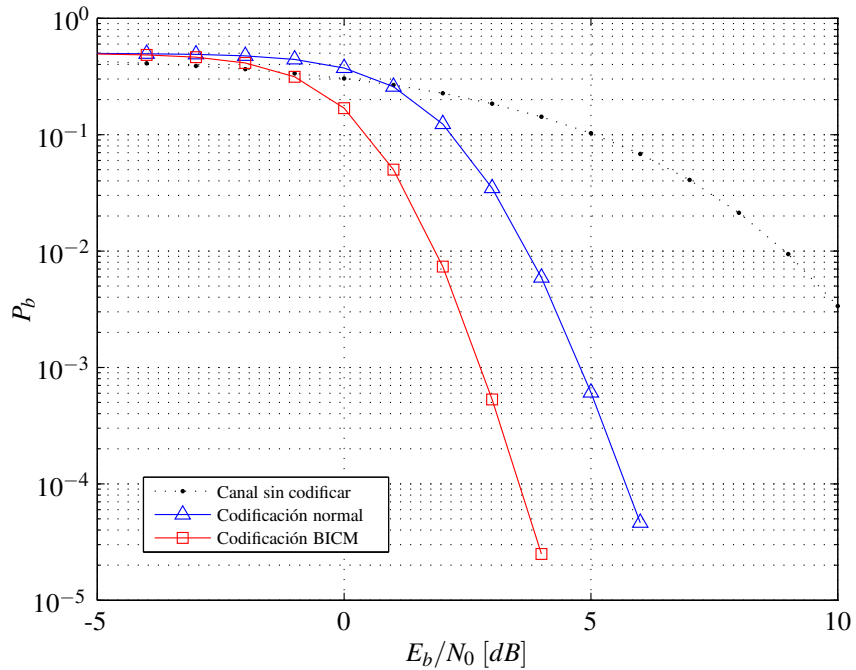


Figura 3.20: Probabilidad de error en canal AWGN con modulación BPSK y codificador convolucional (171,133),  $N = 500000$ .

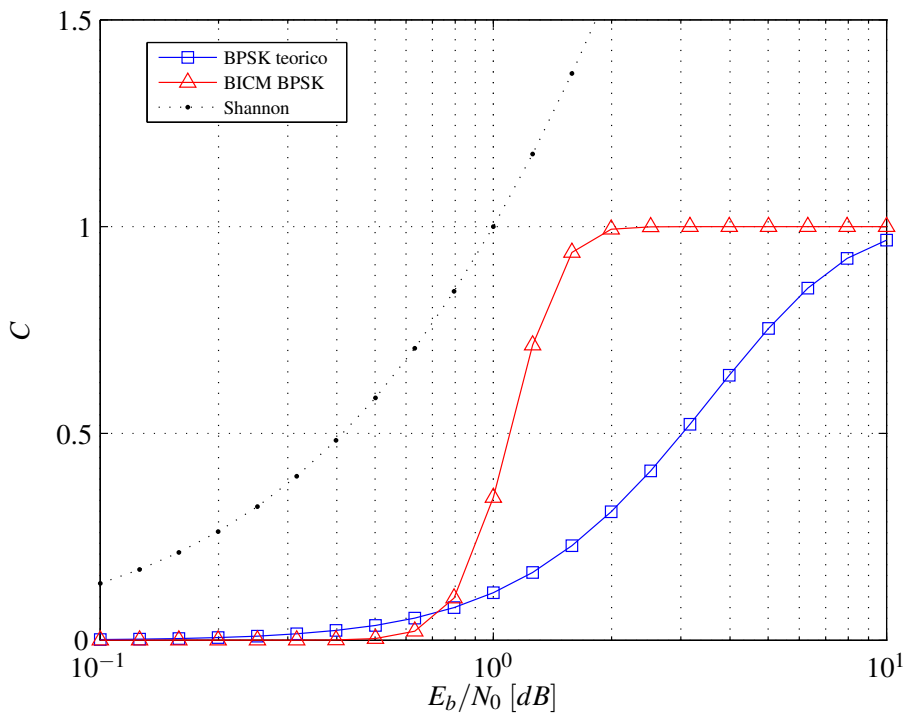


Figura 3.21: Capacidad de canal AWGN con modulación BPSK y codificador convolucional (171,133), se muestra también el límite de Shannon, para el que se ha considerado ancho de banda y energía de la señal unitarios.

# Capítulo 4

## Discusión y análisis

En primera instancia se han ajustado los parámetros del canal empleado, simulando algunas características relevantes del mismo, de esta manera se procede con el resto de las simulaciones, considerando valores adecuados y que algunos parámetros forzosamente han debido escogerse de manera arbitraria, debido a la ausencia de datos empíricos, por lo que se evalúa el desempeño obtenido por los sistemas simulados bajo diversas condiciones de canal, variando principalmente la longitud media de las ráfagas de error. En las simulaciones se comienza utilizando modulación FSK con detección dura, centrando el estudio en los bloques que conforman el extremo emisor, para posteriormente trasladar el foco de atención al extremo receptor, considerando decodificación suave y extendiendo finalmente el análisis a un canal AWGN.

Posteriormente se simulan distintas familias de codificación, comenzando por un esquema cercano al utilizado actualmente en el satélite en desarrollo como parte del proyecto SUCHAI, codificación BCH, que muestra una capacidad de corrección de errores moderada a una tasa  $R_c = 0.88$ , luego se simula un esquema Reed–Solomon (223,255) que muestra un buen desempeño a partir de una  $E_b/N_0$  igual a 10 [dB] y con una tasa de código  $R_c = 0.87$ , pero con el inconveniente de requerir longitudes de mensaje muy grandes, ya que el largo de una palabra de código es de 255 octetos, ya que el código está definido sobre  $GF(2^8)$  la longitud de una palabra de código es de 2040 bits, constituyendo una desventaja de este esquema de modulación. Podría subsanarse esta desventaja utilizando un esquema Reed–Solomon definido sobre un espacio de menor cardinalidad, pero se tendrían peores resultados en términos de probabilidad de error. Cabe notar que el desempeño de este esquema es prácticamente el mismo para el caso con y sin entrelazador, lo que es debido a la naturaleza de esta codificación, que permite corregir errores en ráfaga [26].

Además de las codificaciones mencionadas previamente, se observa en una primera instancia, en la sección 3.2.2 un buen desempeño de un código convolucional, aunque éste

es bastante simple y de baja tasa,  $R_c = 0.5$ , por lo que se decide probar otras alternativas de codificación convolucional, tomando en cuenta el buen desempeño mostrado por esta alternativa para niveles bajos de  $E_b/N_0$  y considerando que además de la simpleza del codificador en sí, no agrega mucha complejidad el implementar mediante variaciones en el patrón de perforado un esquema de tasa variable en un eventual futuro desarrollo, que basándose en predicciones de la calidad del canal [36] permita un mejor aprovechamiento de la naturaleza variable del canal satelital, en particular el caso de picosatélites.

Se ha analizado el canal empleado en varios puntos de operación para intentar ponerse en todos los casos posibles de ráfagas que puedan presentarse, por lo que se ha variado la longitud de las mismas, encontrándose que el sistema empeora su desempeño para ráfagas más largas, pero siempre el rendimiento es mejor que para el caso sin entrelazador, al agregar decodificación suave el desempeño mejora reduciendo en alrededor de  $2 \text{ dB}$  la  $E_b/N_0$  necesaria para una misma probabilidad de error, siendo una ganancia bastante apreciable, que se manifiesta en cualquier escenario y se acentúa en un canal AWGN. Bajo estas diversas condiciones presentadas en el canal, adquiere relevancia el bloque entrelazador, probándose en un principio distintas técnicas de entrelazado matricial, mostrando todas un desempeño muy similar, por lo que se ha optado por utilizar un codificador matricial como el expuesto en la sección 2.6.1, que ha presentado el mismo desempeño que las alternativas CCSDS simuladas. Se han considerado entrelazadores de bloque por ser más simples de implementar en una simulación, si en un posible uso futuro se desea cambiar esta etapa por un entrelazador de tipo convolucional, no habría mayor efecto en el desempeño final del sistema [41].

En la sección 3.3.3 se observa un dramático descenso en el desempeño del sistema al utilizar un entrelazador de menor tamaño, lo que provoca que las curvas de probabilidad de error de bit se aproximen a las de codificación normal. Estos resultados indican que si se presenta una cantidad considerable de ráfagas en el canal, BICM es de ayuda siempre que la longitud del entrelazador sea apropiada, lo que reafirma la aplicación a la transmisión de telemetría y flujos de datos considerables. En simulaciones posteriores se usa un entrelazador matricial de  $100 \times 100$  elementos,

Considerando las ventajas presentadas por los codificadores convolucionales, se opta por utilizar el código  $C_{conv}(171, 133)$  en las posteriores pruebas de desempeño del sistema ya que, como se expone en la sección 3.4.2, resulta particularmente efectivo en su versión con y sin perforado, presentando tasas  $R_c = 0.66$  y  $R_c = 0.5$ , respectivamente, aunque pueden lograrse otras tasas cambiando el patrón de perforado. La probabilidad de error disminuye en alrededor de tres órdenes de magnitud para el caso sin perforado y dos con él, situándose en torno a  $10^{-4}$  para una  $E_b/N_0$  de  $10 \text{ [dB]}$ .

Lo anterior constituye una mejora apreciable respecto al desempeño de un esquema de codificación algebraica normal en un canal con ráfagas, que mejoraban la probabilidad de error en no más de un orden de magnitud para  $E_b/N_0$  bajo  $10 \text{ [dB]}$  y para  $E_b/N_0$  mayores

el desempeño del esquema algebraico siempre es al menos un orden de magnitud peor que el desempeño de BICM, con excepción del caso Reed–Solomon, que presenta las desventajas ya expuestas.

En las simulaciones del esquema BICM completo, se observa un desempeño ostensiblemente mejor que en los análisis previos, logrando probabilidades de error de bit en torno a  $10^{-5}$  para una  $E_b/N_0$  de 4 [dB], y ofreciendo además una buena inmunidad frente a cambios en la longitud de las ráfagas. Se observan ganancias también en el caso de un canal AWGN, en que el desempeño es muy similar al obtenido en un canal con ráfagas, permitiendo concluir que BICM es capaz de mitigar el efecto adverso que producen las mismas, mientras un esquema de codificación algebraica se ve sobrepasado y no es capaz de obtener ganancias en  $P_b$ .

## 4.1. Ganancia en términos de probabilidad de error

Al considerar el canal con ráfaga se observa una disminución bastante notable en términos de probabilidad de error de bit, sobre todo si se utiliza codificación convolucional; la codificación BCH no presenta muchas ventajas en este ámbito, pero cabe notar que es bastante más sencilla de implementar. Reed–Solomon no muestra ninguna ventaja en el régimen de baja razón señal a ruido, menor a 10 dB, pero luego muestra un abrupto descenso en la probabilidad de error de bit, situándose en alrededor de  $10^{-5}$  en 12 dB. Se opta por utilizar codificación convolucional por su flexibilidad, buenas prestaciones en todo el espectro de  $E_b/N_0$  y además por la disponibilidad de algoritmos de decodificación suave en software de simulación.

## 4.2. Ventajas del enfoque BICM

El enfoque BICM permite una mejora ostensible en el desempeño, agregando una cantidad acotada de elementos en el extremo emisor, ya que respecto al escenario actual sólo se requiere agregar un esquema de codificación, entrelazador y utilizar un modulador PSK, más complejo que el FSK empleado actualmente. No obstante, en el extremo receptor se debe contar con una mayor potencia computacional, ya que en el enfoque utilizado se emplea un decodificador de Viterbi con decodificación suave, que ocupa recursos considerables y no es trivial de implementar usando hardware orientado al espacio. Estas características observadas en el sistema lo hacen ideal para la transmisión de telemetría, usando el canal de bajada del satélite.

### **4.3. Desventajas de BICM**

La principal desventaja es que el entrelazador agrega latencia al sistema, pero si se aplica en transmitir telemetría esta desventaja no tiene mayor influencia en el desempeño, ya que se transmite información que fue medida con anterioridad y se encuentra guardada en memoria.

No obstante, el retraso introducido en la transmisión tiene una gran influencia si se quiere aplicar la estrategia a la transmisión de telecomandos, lo que sumado a la complejidad de realizar decodificación suave hace inviable la aplicación en este contexto, ya que el entrelazador ya dejaría de ocupar un bit por elemento, usando una mayor cantidad de memoria para poder representar todos los valores discretos posibles a utilizar en la detección suave, por no mencionar la gran cantidad de recursos que ocuparía el decodificador de Viterbi. Por estas razones es recomendable usar otro esquema como BCH con entrelazado, cuyo desempeño se muestra en la sección 3.2.1, que ofrece una mayor resistencia ante ráfagas y además su decodificación es sumamente simple, realizándose chequeo de síndrome. Como la longitud de los mensajes de telecomando no es tan grande, el retraso introducido por el entrelazador no sería prohibitivo. Otra alternativa sería utilizar alguna estrategia de control de errores mediante codificación algebraica [42]

### **4.4. Robustez frente a cambios del canal**

La estrategia se muestra sólida ante cambios en las condiciones del canal, observándose muy pocos cambios en la tasa de errores, manteniendo las ganancias de codificación en un buen rango, incluso para ráfagas muy largas. En ningún caso el sistema se desempeña peor que un sistema que emplee codificación normal.

# Capítulo 5

## Conclusiones

La técnica BICM ha sido aplicada y evaluada a lo largo del presente trabajo dando buenos resultados y ganancias de código apreciables bajo diversos escenarios, considerando un canal con ráfagas de error y también de ruido aditivo Gaussiano, logrando un desempeño satisfactorio en todos los casos, con ganancias respecto al caso de codificación normal, lo que permite lograr una comunicación mas fiable, a una mayor tasa, o bien disminuir el consumo energético.

El sistema ha probado ser robusto frente a cambios en las condiciones del canal, mostrando muy poca degradación en el rendimiento y constituyendo una alternativa posible de utilizar considerando variaciones presentadas por el canal satelital.

BICM parece ideal para transmitir telemetría, ya que el entrelazador presenta un mejor desempeño con bloques largos y la complejidad del sistema se encuentra en el extremo receptor, que en este caso está ubicado en Tierra. Cabe destacar que para lograr una mejora completa el extremo receptor debe ser capaz de efectuar demodulación suave, entregando valores discretos de los bits recibidos. Esto repercute en el diseño del desentrelazador, y por cierto, en una mayor complejidad del algoritmo de decodificación. En el presente trabajo se ha utilizado el algoritmo de Viterbi con decisión suave, de carácter secuencial, pero también pueden adoptarse estrategias de decodificación iterativa.

Los eventuales desarrollos futuros que podrían desarrollarse a partir del presente trabajo son al menos:

- La construcción de un *transceiver* para cubesat que utilice BICM para el envío de telemetría e implementación de un sistema de demodulación y decodificación suave utilizando el algoritmo de Viterbi. Considerando el buen desempeño obtenido en las simulaciones de Monte Carlo realizadas.
- Desarrollo de demodulador suave FSK, primero una etapa de simulación y posterior

construcción, considerando los actuales desarrollos en el área.

- Optimización del esquema considerando datos reales obtenidos en el proyecto SUCHAI, para caracterizar mejor el canal y las ráfagas.
- Evaluar la factibilidad y potenciales beneficios de utilizar codificación más compleja, como un esquema *Turbo Code* o LDPC.
- Desarrollo de un esquema de tasa variable, que permita adaptar el funcionamiento del sistema a las condiciones presentes en el canal.
- Análisis teórico usando el canal clásico propuesto por Caire *et al.* [6], que utiliza un entrelazador aleatorio ideal, en conjunto con análisis de la capacidad del canal BICM en snr y utilizando el canal con ráfagas. En general, se asume entrelazado ideal o de gran longitud, por lo que revisar el comportamiento teórico de BICM para mensajes pequeños es un desafío interesante.
- Otro aspecto posible de abordar es el envío de telecomandos, en el que puede emplearse una versión simplificada de la estrategia, con un entrelazador pequeño y utilizando codificación BCH que utilice decodificación de síndrome. En este uso no es aconsejable utilizar BICM completo, con decodificación suave, por la complejidad de este proceso, sin embargo, pueden utilizarse estrategias de codificación algebraica [42], que dan buenos resultados con decodificadores factibles de implementar en un satélite.



# Glosario

$\varepsilon_b$	Probabilidad de cambio de bit de canal binario simétrico en estado bueno.
$\pi_b(t)$	Probabilidad de encontrar al canal en estado bueno en cierto instante $t$ .
$\varepsilon_r$	Probabilidad de cambio de bit de canal binario simétrico en estado de ráfaga.
$\pi_r(t)$	Probabilidad de encontrar al canal en estado de ráfaga en cierto instante $t$ .
$\Pi_t$	Distribución de probabilidades de estado de un canal Gilbert-Elliot.
AFSK	Audible frequency shift keying.
ARQ	Automatic repeat request.
AWGN	Ruido blanco aditivo Gaussiano.
$B$	Estado normal del canal.
BCH	Familia de códigos creados por Bose, Chaudhuri, y Hocquenghem.
BEC	Canal binario de borrado.
BICM	Bit-interleaved coded modulation.
BSC	Canal binario simétrico.
$C$	Capacidad de canal.
CM	codificación modulada.
$c$	Palabra de código.
$\tilde{c}$	Palabra de código entrelazada.
$\frac{E_b}{N_0}$	Razón entre la energía por bit y la densidad espectral del ruido.
$\pi$	Entrelazador.
$\frac{E_s}{N_0}$	Razón entre la energía por símbolo y la densidad espectral del ruido.
$\psi$	Estado de un canal Gilbert–Elliot.
FEC	Forward error correction.
FIR	Respuesta al impulso finita.
FSK	Frequency shift keying.
GEO	<i>Geostationary Earth Orbit</i> , órbita terrestre geoestacionaria.
$H(X)$	Entropía de la variable aleatoria $X$ .
$h_k$	Término de desvanecimiento del canal.
$I(X;Y)$	Información mutua entre las variables aleatorias $X$ e $Y$ .
IIR	Respuesta al impulso infinita.

$k$	Cardinalidad de un código.
$\mathcal{C}$	Código.
LEO	<i>Low Earth Orbit</i> , órbita terrestre baja.
$\mathbb{E}$	Métrica de log-verosimilitud.
$m$	Mensaje a transmitir.
MCM	Mínimo común múltiplo.
MEO	<i>Medium Earth Orbit</i> , órbita terrestre media.
MLC	Codificación multinivel.
MSK	Minimum shift keying.
$\mu$	Función de etiquetado.
$n$	Largo de un código.
$N_e$	Cantidad de errores de bits ocurridos en una transmisión.
$N_r$	Potencia del ruido.
$p$	Probabilidad de cambio de bit en canal binario simétrico.
$p_{b \rightarrow b}$	Probabilidad de permanencia en estado normal.
$p_{b \rightarrow r}$	Probabilidad de transición de estado normal a estado ráfaga.
$p_{r \rightarrow b}$	Probabilidad de transición de estado ráfaga a estado normal.
$p_{r \rightarrow r}$	Probabilidad de permanencia en estado ráfaga.
$P_b$	Probabilidad de error de bit.
$\phi$	Bloque codificador en un esquema de codificación modulada.
PSK	Phase shift keying.
QAM	modulación de amplitud en cuadratura.
$q(x,y)$	Métrica de símbolos.
$R$	Estado de canal en ráfaga.
$S$	Potencia de la señal de datos.
snr	Razón señal a ruido.
SP	Set Partitioning.
SUCHAI	Satellite of University of Chile for Aerospace Investigation.
$T$	Matriz de transición de estado de un canal Gilbert-Elliot.
TCM	Trellis-Coded Modulation.
U	Unidad de medida del tamaño de un CubeSat, 1U corresponde a una unidad de $10cm \times 10cm \times 10cm$ y 3U a $10cm \times 10cm \times 30cm$ .
$W$	Ancho de banda.
$\mathcal{X}$	Alfabeto de símbolos de entrada al canal.
$X_b^j$	Conjunto de posiciones.
$X_m$	Símbolo correspondiente al mensaje $m$ .
$\mathcal{Y}$	Alfabeto de símbolos a la salida del canal.

# Bibliografía

- [1] *AS-COM-01 Documentation*, AllSpace, July 2011.
- [2] *AS-COM-01 User Manual*, AllSpace, December 2011.
- [3] E. Berlekamp, *Algebraic coding theory*. McGraw-Hill New York, 1968, vol. 111.
- [4] C. Berrou, A. Glavieux, and P. Thitimajshima, “Near Shannon limit error-correcting coding and decoding: Turbo-codes. 1,” in *Communications, 1993. ICC 93. Geneva. Technical Program, Conference Record, IEEE International Conference on*, vol. 2. IEEE, 1993, pp. 1064–1070.
- [5] R. Bose and D. Ray-Chaudhuri, “On a class of error correcting binary group codes,” *Information and control*, vol. 3, no. 1, pp. 68–79, 1960.
- [6] G. Caire, G. Taricco, and E. Biglieri, “Bit-interleaved coded modulation,” *Information Theory, IEEE Transactions on*, vol. 44, no. 3, pp. 927–946, 1998.
- [7] I.-A. S. D. C. Committee, *IADC space debris mitigation guidelines*. Inter-Agency Space Debris Coordination Committee, 2002.
- [8] G. Corazza, *Digital satellite communications*. Springer Verlag, 2007.
- [9] T. Cover, J. Thomas, J. Wiley et al., *Elements of information theory*. Wiley Online Library, 1991, vol. 6.
- [10] S. Dolinar and D. Divsalar, “Weight distributions for turbo codes using random and nonrandom permutations,” *TDA Progress report*, vol. 42, no. 122, pp. 56–65, 1995.
- [11] G. Forney Jr, “Burst-correcting codes for the classic bursty channel,” *Communication Technology, IEEE Transactions on*, vol. 19, no. 5, pp. 772–781, 1971.
- [12] *NanoCom U480 Datasheet*, GomSpace, February 2010.
- [13] A. Guillén i Fàbregas, A. Martinez, and G. Caire, “Bit-interleaved coded modulation,” *Found. Trends Commun. Inf. Theory*, vol. 5, no. 1-2, pp. 1–153, Jan. 2008. [Online]. Available: <http://dx.doi.org/10.1561/01000000019>

- [14] J. Hagenauer and P. Hoeher, "A viterbi algorithm with soft-decision outputs and its applications," in *Global Telecommunications Conference, 1989, and Exhibition. Communications Technology for the 1990s and Beyond. GLOBECOM'89., IEEE*. IEEE, 1989, pp. 1680–1686.
- [15] R. Hamming, "Error detecting and error correcting codes," *Bell System technical journal*, vol. 29, no. 2, pp. 147–160, 1950.
- [16] R. Hartley, "Transmission of information," 1928.
- [17] H. Heidt, J. Puig-Suari, A. Moore, S. Nakasuka, and R. Twiggs, "Cubesat: A new generation of picosatellite for education and industry low-cost space experimentation," in *Proceedings of the 14th Annual AIAA/USU Conference on Small Satellites*, 2000, pp. 1–19.
- [18] A. Hocquenghem, "Codes correcteurs d'erreurs," *Chiffres*, vol. 2, no. 2, pp. 147–56, 1959.
- [19] H. Imai and S. Hiraoka, "A new multilevel coding method using error-correcting codes," *Information Theory, IEEE Transactions on*, vol. 23, no. 3, pp. 371–377, 1977.
- [20] T. Kelso, F. Hoots, and R. Roehrich, "Spacetrack report no. 3-models for propagation of norad element sets," 1988.
- [21] S. Lin and D. Costello, *Error control coding: fundamentals and applications*. Pearson Education India, 2004.
- [22] D. MacKay and R. Neal, "Near Shannon limit performance of low density parity check codes," *Electronics letters*, vol. 32, no. 18, p. 1645, 1996.
- [23] J. Massey, "Step-by-step decoding of the bose-chaudhuri-hocquenghem codes," *Information Theory, IEEE Transactions on*, vol. 11, no. 4, pp. 580–585, 1965.
- [24] ———, "Coding and modulation in digital communications," in *International Zurich Seminar on Digital Communications, 3 rd, Zurich, Switzerland; United States; 12-15 Mar.* New York, Institute of Electrical and Electronics Engineers, Inc., 1974.
- [25] J. Meggitt, "Error correcting codes and their implementation for data transmission systems," *Information Theory, IRE Transactions on*, vol. 7, no. 4, pp. 234–244, 1961.
- [26] J. Moreira and P. Farrell, *Essentials of error-control coding*. Wiley Online Library, 2006, vol. 1.
- [27] P. Morrison, J. Billingham, and J. Wolfe, "SETI: The search for extraterrestrial intelligence," 1978.

- [28] R. Munakata, “Cubesat design specification rev. 12,” *The CubeSat Program, California Polytechnic State University*, 2009.
- [29] M. Nakagami, “The m-distribution-a general formula of intensity distribution of rapid fading,” *Statistical Method of Radio Propagation*, 1960.
- [30] D. Nojima, Y. Nagao, M. Kurosaki, H. Ochi, A. Ishikawa, S. Fukagawa, and A. Tahira, “Soft decision viterbi decoder for fsk demodulation under fast fading channel,” in *Communications and Electronics (ICCE), 2010 Third International Conference on*. IEEE, 2010, pp. 222–227.
- [31] R. Nugent, R. Coelho, R. Munakata, and A. Chin, “The cubesat: The picosatellite standard for research and education,” *Design*, vol. 1, no. 805, pp. 1–11, 2002.
- [32] W. Peterson and D. Brown, “Cyclic codes for error detection,” *roceedings of the IRE*, vol. 49, no. 1, pp. 228–235, 1961.
- [33] J. Ramsey, “Realization of optimum interleavers,” *Information Theory, IEEE Transactions on*, vol. 16, no. 3, pp. 338–345, 1970.
- [34] I. Reed and G. Solomon, “Polynomial codes over certain finite fields,” *Journal of the Society for Industrial and Applied Mathematics*, vol. 8, no. 2, pp. 300–304, 1960.
- [35] T. Richardson and R. Urbanke, *Modern Coding Theory*. New York, NY, USA: Cambridge University Press, 2008.
- [36] C. Rojas, “Modelación estadística de canal satelital para aplicación en microsátélites,” 2012.
- [37] C. Shannon, “A mathematical theory of communications, i and ii,” *Bell Syst. Tech. J*, vol. 27, pp. 379–423, 1948.
- [38] P. Sheets, “Flexible serially concatenated convolutional turbo codes with near-shannon bound performance for telemetry applications,” *Orange book*, 2007.
- [39] —, “Tm synchronization and channel coding,” *Blue book*, 2011.
- [40] B. Sklar, *Digital communications: fundamentals and applications*. Prentice-Hall, Inc., 1988.
- [41] W. Tranter, K. Shanmugan, T. Rappaport, and K. Kosbar, *Principles of communication systems simulation with wireless applications*. Prentice Hall Press, 2003.
- [42] F. Troncoso, “Evaluación y aplicación de estrategias para control de errores en canales satelitales mediante codificación algebraica,” 2012.

- [43] G. Ungerboeck, "Channel coding with multilevel/phase signals," *Information Theory, IEEE Transactions on*, vol. 28, no. 1, pp. 55–67, 1982.
- [44] S. Vargas. (2011) Beauchef en órbita. Beauchef Magazine. [Online]. Available: <http://ingenieria.uchile.cl/revista/bm1/index-23.html>
- [45] A. Viterbi, "Error bounds for convolutional codes and an asymptotically optimum decoding algorithm," *Information Theory, IEEE Transactions on*, vol. 13, no. 2, 1967.
- [46] A. Viterbi and J. Omura, *Principles of digital communication and coding*. McGraw-Hill New York, 1979, vol. 286.
- [47] F. Xiong, F. Xiong, and F. Xiong, *Digital modulation techniques*. Artech House Boston, 2000, vol. 633.
- [48] E. Zehavi, "8-psk trellis codes for a rayleigh channel," *Communications, IEEE Transactions on*, vol. 40, no. 5, pp. 873–884, 1992.