

14



UNIVERSIDAD NACIONAL AUTONOMA DE MEXICO

FACULTAD DE INGENIERIA

ALGORITMOS DE CODIGOS CORRECTORES DE ERRORES
CONVOLUTIVOS PERFORADOS Y SU APLICACION EN
LA TRANSMISION DE DATOS EN COMUNICACIONES
INALAMBRICAS

T E S I S
QUE PARA OBTENER EL TITULO DE:
INGENIERO EN TELECOMUNICACIONES
P R E S E N T A N:

LAZCANO SALAS SAUL
LICEA FRANCO CLAUDIA GRACIELA



DIRECTOR DE TESIS: DR. FRANCISCO GARCIA UGALDE

CIUDAD UNIVERSITARIA 2001



Universidad Nacional
Autónoma de México



UNAM – Dirección General de Bibliotecas
Tesis Digitales
Restricciones de uso

DERECHOS RESERVADOS ©
PROHIBIDA SU REPRODUCCIÓN TOTAL O PARCIAL

Todo el material contenido en esta tesis esta protegido por la Ley Federal del Derecho de Autor (LFDA) de los Estados Unidos Mexicanos (México).

El uso de imágenes, fragmentos de videos, y demás material que sea objeto de protección de los derechos de autor, será exclusivamente para fines educativos e informativos y deberá citar la fuente donde la obtuvo mencionando el autor o autores. Cualquier uso distinto como el lucro, reproducción, edición o modificación, será perseguido y sancionado por el respectivo titular de los Derechos de Autor.

Prefacio

El objetivo del presente trabajo es hacer un estudio comparativo acerca de los códigos convolutivos perforados basándonos en la bibliografía existente y en la realización de simulaciones de codificación – decodificación mediante el algoritmo de Viterbi, con la finalidad de analizar el desempeño de algunos códigos perforados elegidos de antemano.

Para este trabajo, se eligen códigos convolutivos perforados debido a las siguientes características:

- ❑ Es posible construir códigos de tasa baja a partir de códigos convolutivos de tasa alta, además de que los nuevos códigos demostraron un desempeño muy similar a los códigos convolutivos de los cuales provienen; es decir, tenemos códigos de menor tasa e igual desempeño.
- ❑ Los *códigos convolutivos perforados* simplifican la complejidad del decodificador de Viterbi para códigos convolutivos de tasa baja, además de que se facilita la decodificación secuencial.
- ❑ Facilitan la implementación de un *codificador – decodificador convolutivo de tasa variable*, el cual es muy usado en sistemas de comunicaciones con aplicaciones en multimedia, debido a su facilidad de adaptación a las condiciones cambiantes del ruido.

El capítulo 1 de este trabajo constituye una breve introducción hacia los sistemas de comunicaciones, en particular los sistemas de comunicaciones digitales, además de establecer algunos conceptos que son usados con frecuencia en este trabajo, además de que se centra el tema de análisis para los capítulos posteriores. Dentro del capítulo 1 también se muestran algunos de los usos comerciales de los códigos convolutivos en sistemas inalámbricos.

El capítulo 2 hace un análisis sobre el canal de transmisión, en este caso hablamos de un canal inalámbrico que presenta un ruido aditivo, blanco y gaussiano (AWGN, por sus siglas en inglés). Todo el análisis desarrollado en este capítulo se realiza bajo la consideración de un modelo unidimensional o de un caso binario, el cual es el más simple de analizar.

Dentro del capítulo 3 se analizan los códigos convolutivos, comenzando con las diferentes formas de representación que poseen, el problema de la decodificación, decisiones dura y suave para decodificación y finalizando con una sencilla explicación del algoritmo de Viterbi, el cual se considera realiza decodificación de máxima verosimilitud.

El capítulo 4 se enfoca al análisis de los códigos convolutivos perforados comenzando por una explicación de cómo se generan, que cambios conlleva el uso de un codificador perforado dentro del algoritmo de Viterbi, como se selecciona un buen código convolutivo perforado para terminar con un análisis del desempeño de los mismos, tomando como parámetro de análisis la distancia libre de los códigos.

El capítulo 5 muestra algunos sistemas comerciales en los que se usan los códigos convolutivos perforados como codificación de canal, mostrándose los códigos generadores y las tasas de codificación que son utilizadas en cada sistema.

Finalmente, las conclusiones y resultados que se obtienen de este trabajo se analizan en la sección de resultados y conclusiones. Este trabajo puede ser usado como un antecedente para la realización de trabajos posteriores, así como una ayuda para aquellas personas que deseen desarrollar algún sistema usando códigos convolutivos perforados como codificación de canal y no sepan qué combinación de código generador – matriz de perforación usar para ese fin.

Agradecimientos

Gracias.

A mi madre: por que jamas podré agradecerte todo lo que has hecho por mi.

A mis hermanas: por que se que puedo contar siempre con ustedes.

A mis bebes: por que el amor que siento por ustedes no se puede expresar en palabras y solo ustedes son capaces de entenderlo.

A Paco: porque siempre estas a mí lado.

A Yoatzin: por ser una verdadera amiga.

A Marco y Juan Caríos: por que nuestra amistad no se limito a un salón de clases.

A Salvador, Gnomo, Adrián, Miriam: por que la carrera hubiera sido muy aburrida sin ustedes.

A Víc: aum notar .

A Saut: por tu apoyo a lo largo de esta tesis.

A Miguel Angel Bañuelos: por enseñarme lo que es el arduo trabajo.

A Pablo García y Colome: gracias por apoyarme en mi sueño.

A Doctor Francisco García Ugalde: gracias por su paciencia y consejos.

A mis padres principalmente, todo lo que implica este trabajo sin su apoyo no hubiese sido posible.

A mis hermanos: Eduardo, gracias por soportarme y apoyarme, se que soy una persona muy difícil en ocasiones. Fabio y Diego, gracias por sus juegos, sus pláticas y muchas cosas mas.

A Adriana, Ricardo, Dr. Ulí, Omar, al Curro (a ver que otra vez abres la boca), a Gustavín, Alejandra (se que nos conocemos poco, pero me caes muy bien, cuida al sr barbitas), Edita, Nadia (esas rosas roncantes, como olvidarlas), Mary y sus caballos con cuernos al Choio (cuidate mucho donde andes), gracias a ustedes el paso por la facultad será algo difícil de olvidar.

A Saulinño, compañero inseparable (aunque en muchas ocasiones ni idea donde andabas).

Al Dr. Francisco García Ugalde: Muchas gracias por su paciencia y consejos.

A todas aquellas personas que significaron un tropiezo en mi vida, gracias tambien, por ustedes soy mas fuerte.

A todas esas personas que ya no menciono, por temor a no mencionarlas a todas. Gracias.

Finalmente a ti Marcela, el mencionarte al ultimo en este trabajo significa cerrar con lo mejor, tu. Gracias por los buenos y malos momentos, estos últimos nos permiten darnos cuenta de nuestros errores, aunque cueste el admitirlos y así poder superarnos como personas y como parejas. Gracias por ser parte de mi vida.

INDICE

Prefacio	III
Agradecimientos	V
Indice	VIII
Capítulo 1 Introducción	1
1.1 Aspectos generales	1
1.2 Estado del arte	6
Capítulo 2 Análisis del canal con ruido	10
2.1 Modelo del canal con ruido aditivo, blanco y gaussiano, AWGN	10
2.2 Modelo del filtro acoplado en el receptor	12
Capítulo 3 Códigos convolutivos	19
3.1 Representación de codificadores	19
3.2 Códigos convolutivos sistemáticos y no sistemáticos	24
3.3 La decodificación	25
3.3.1 Decisión dura y decisión suave	25
3.3.2 Algoritmo de Viterbi	27
Capítulo 4 Códigos convolutivos perforados	29
4.1 Descripción	29
4.2 Generación de un código de tasa alta a partir de un código de tasa 1/2	30
4.3 Decodificación de Viterbi para códigos convolutivos perforados	32

4.4 Generación de un código convolutivo perforado óptimo	33
4.5 Evaluación de la probabilidad de error	34
Capítulo 5 Análisis detallado de algunas aplicaciones de códigos convolutivos perforados	38
5.1 Introducción	38
5.2 Sistemas GSM	38
5.2.1 Arquitectura de una red para un sistema Global de Comunicaciones Móviles, GSM	39
5.2.2 Procesos que se llevan a cabo desde la fuente de información hasta las ondas de radio	41
5.3 Televisión de alta definición, HDTV	46
5.3.1 Introducción	46
5.3.2 Video	48
5.3.3 Audio	49
5.3.4 Sistema de transmisión de video, audio y datos	49
5.3.5 Entrelazado	51
5.3.6 Codificador Trellis	52
Resultados y Conclusiones	54
Análisis del desempeño de algunos códigos convolutivos perforados en base a su probabilidad de bit en error	54
Conclusiones	62
Bibliografía	65
Acrónimos utilizados	67

Capítulo 1 Introducción

1.1 Aspectos generales

La teoría moderna de la comunicación, tuvo su origen en el estudio de las comunicaciones eléctricas y algunas de las ideas más importantes se originaron en los primeros intentos para establecer comunicaciones rápidas a larga distancia.

El propósito de un sistema de comunicación es el de transmitir información. Un sistema de comunicación comprende un transmisor, un canal sobre el cual la información se transmite y un receptor para recibir la información. El canal de transmisión puede ser un simple par de alambres, un cable coaxial, una fibra óptica, una guía de ondas, la atmósfera, o por analogía, una tubería que conduzca cualquier fluido.

La comunicación, se puede definir como el proceso mediante el cual se transfiere información desde un punto en el espacio y en el tiempo, denominado "*fuentes de información*", hasta otro punto denominado "*destino de la información*", con el mínimo de pérdidas o perturbaciones. Es evidente, que una reproducción perfecta no es posible, pero desde el punto de vista práctico es suficiente que la reproducción sea hecha con una precisión o fidelidad que depende del fin perseguido.

En el proceso de transmisión, la información siempre experimentará una cierta degradación, cuyos límites admisibles dependerán del empleo que se haga de la información. La mayor parte de los sistemas de comunicación actuales, se caracterizan por la presencia de personas en los dos extremos del sistema. Los sistemas de comunicación pueden considerarse entonces, como una prolongación en el espacio de nuestros sentidos.

A los sistemas de comunicaciones en nuestros días los podemos dividir de manera general en sistemas de transmisión analógicos y sistemas de transmisión digitales.

Los sistemas de comunicaciones digitales han adquirido gran importancia en la actualidad, debido a las ventajas que presentan sobre los sistemas de comunicaciones analógicos. Entre las ventajas que presenta un sistema digital sobre un sistema analógico; podemos mencionar las siguientes:

- ❑ Simplicidad para regenerar la señal recibida, en comparación con las señales analógicas, hablamos de solamente dos posibles estados (caso binario).
- ❑ Los circuitos para comunicaciones digitales son menos susceptibles a la distorsión e interferencia que los circuitos para comunicaciones analógicas.
- ❑ Los circuitos para comunicaciones digitales son más simples y económicos que los circuitos para comunicaciones analógicas.
- ❑ Las técnicas digitales conllevan ventajas tales como un manejo más sencillo y eficiente en el procesamiento de la señal, lo cual redundará en protección contra el ruido, interferencia, etc. además de proveer mayor seguridad en la comunicación desde el punto de vista de la privacidad.
- ❑ Los sistemas digitales son mucho más fáciles de actualizar con relación a los sistemas analógicos.

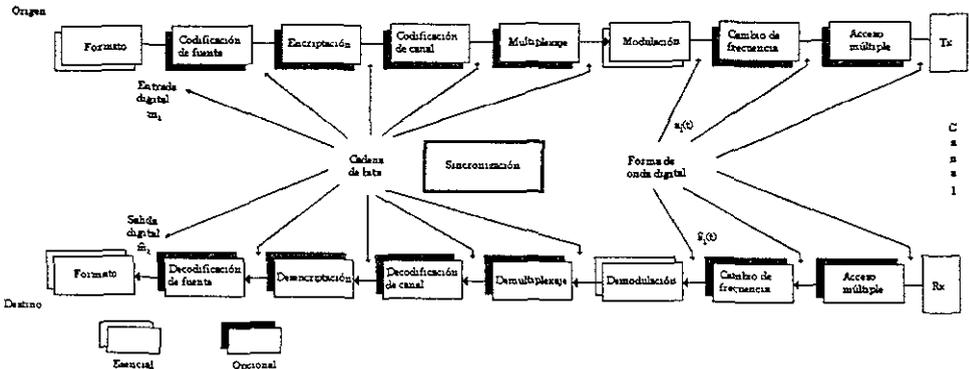
Como en todo sistema de comunicaciones, esto tiene un precio, el cual se ve reflejado en que el ancho de banda requerido por el sistema digital es mayor que en un sistema analógico, para transportar la misma cantidad de información y tomando en cuenta que en muchos sistemas este

es un recurso muy limitado, el precio a pagar resulta muy alto. Otro precio a pagar es que las señales digitales requieren de una señal adicional de sincronización, lo cual no ocurre con las señales analógicas.

El flujo de las señales dentro de un sistema digital lo podemos ver con mayor detalle en la figura 1.1, la cual representa un diagrama de bloques de un sistema digital, desde el extremo emisor hasta el extremo receptor [1].

Figura 1.1

Diagrama de bloques típico de un sistema digital de transmisión [1]



Los bloques de la parte superior de la figura (formato, codificación de fuente, encriptación, codificación de canal, multiplexaje, modulación, cambio de frecuencia y acceso múltiple) indican las transformaciones de la señal desde la fuente hasta el transmisor; mientras que los bloques de la parte inferior indican las transformaciones de la señal desde el receptor hasta el destino, a los bloques de la parte inferior los podemos ver como aquellos que realizan la operación inversa de los bloques superiores. Exceptuando los bloques correspondientes al formato, transmisor y receptor, el resto de ellos los podemos ver como el cerebro del sistema, actualmente, este cerebro es conocido genericamente como modulador y demodulador, también llamado módem, el cual abarca todas las funciones de dichos bloques. Por analogía, al transmisor y al receptor los podemos definir como los músculos de dicho sistema.

De todos los bloques, sólo los marcados como formato, modulación y demodulación son esenciales para un sistema de comunicaciones digitales, todos los demás pasos de procesamiento son desarrollados acorde a las necesidades bien definidas de cada sistema.

El bloque etiquetado como formato es el encargado de transformar la información proveniente de la fuente en símbolos binarios y viceversa, este bloque es el encargado de hacer a la señal compatible con todo el procesamiento involucrado dentro del sistema de comunicaciones digitales. El bloque de modulación tiene como tarea convertir los símbolos en formas de onda que son compatibles con el canal de transmisión. El bloque de codificación de fuente hace la conversión analógica - digital y elimina información redundante o no necesaria. El bloque de encriptación previene que usuarios no autorizados puedan entender los mensajes transmitidos. El bloque de codificación de canal hace posible que, para una tasa de transmisión dada, se pueda reducir la probabilidad de error P_E o reducir la relación señal a ruido SNR requerida, en contraparte, se requiere un aumento del ancho de banda del sistema o un aumento de la complejidad del decodificador. El bloque de cambio de frecuencia se utiliza para generar una señal que sea menos

vulnerable a interferencias, atenuaciones, ruido, etc. en relación a la señal con la frecuencia original.

Los bloques de multiplexaje y acceso múltiple producen una combinación de señales cada una con diferentes características o de diferentes fuentes, de modo tal que compartan entre ellas una porción del canal de comunicación.

El diagrama de bloques de la figura 1.1 también puede ser visto como una serie de transformaciones de la señal, para llevar a la señal de un espacio a otro, como un cambio de dominio en el caso de una función. Estas transformaciones pueden ser clasificadas en siete grandes grupos:

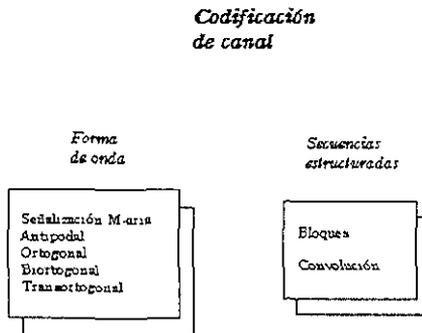
1. Formato y codificación de la fuente
2. Modulación y demodulación
3. Codificación de canal
4. Multiplexaje y acceso múltiple
5. Cambio de frecuencia
6. Encriptación
7. Sincronización

La codificación de canal se refiere a todas las transformaciones que sufre la señal digital con el objeto de mejorar el desempeño de los sistemas de comunicaciones haciendo que la señal transmitida sea menos vulnerable a algunos de los problemas propios del medio de transmisión como: el ruido, desfasamiento, corrimiento de los bits, etc. Normalmente el desempeño de la codificación de canal se mide con relación a la reducción de la probabilidad de bits erróneos P_{Bt} , o a la reducción de la relación señal binaria a ruido requerida E_b/N_0 , buscando no tener con lo anterior un costo muy alto en el aumento de ancho de banda requerido.

La codificación de canal se ha vuelto popular ya que, aunque aumenta la complejidad del sistema de comunicaciones, se han desarrollado circuitos de alta escala de integración (*LSI*) que realizan estas funciones, alcanzando mejoras de hasta 8 dB para una tasa de bits en error de 1×10^{-5} , con simplemente codificar la señal, a un costo mucho menor que el que significaría aumentar la potencia de la señal transmitida o cambiar las antenas por otras de mejor calidad y mayor ganancia. La codificación de canal se puede subdividir en dos grandes familias para un estudio más sencillo, dichas familias o categorías se muestran de manera esquemática en la figura 1.2 [1].

Figura 1.2

Categorías de la codificación de canal



La codificación de forma de onda tiene como objetivo el transformar las formas de onda existentes en mejores formas de onda que hagan el proceso de detección de la señal menos vulnerable a los errores. Las secuencias estructuradas tienen como función el transformar las secuencias de datos en mejores secuencias, añadiendo para esto redundancia a dichas estructuras (bits de redundancia). Dichos bits de redundancia son usados para la detección y la corrección de errores. Dentro de las secuencias estructuradas, las dos técnicas más usadas son las de codificación de bloques y la codificación convolutiva.

Como resumen podemos mencionar que la codificación de canal proporciona a la señal codificada mejores características con relación a la señal original, de modo que sea más resistente a los problemas propios del medio de transmisión.

Nuestro tema de análisis en esta tesis se centrará en la codificación de secuencias estructuradas, para ser más precisos, en la familia de los códigos convolutivos. Antes de poder continuar, es necesario establecer algunas definiciones que serán usadas en lo sucesivo.

Fuente de información: Es el dispositivo que produce información para ser transmitida vía un sistema digital de comunicaciones. La fuente de información puede ser analógica o discreta, y dependiendo de esto, son los primeros procesos que operarán en la información.

Mensaje textual: Es una secuencia de caracteres. En el caso de las transmisiones digitales, el mensaje consiste en una serie de dígitos o de símbolos pertenecientes a un alfabeto finito.

Caracter: Es parte de un alfabeto o serie de símbolos. Los caracteres pueden ser convertidos a una serie de dígitos binarios, para lo cual existen distintos códigos, como ASCII, EBCDIC, etc.

Dígito binario (bit): Es la unidad fundamental de información para cualquier sistema digital. El término bit es usado también como una unidad básica que posee información.

Cadena de bits: Es una secuencia de dígitos binarios. En ocasiones se prefiere representar una cadena de bits mediante una secuencia de pulsos de dos niveles.

Símbolo (mensaje digital): Es un conjunto de k bits los cuales son considerados como una unidad o como un carácter perteneciente a un código o alfabeto determinado. Normalmente los símbolos pertenecen a un alfabeto M -ario, cuando $M=2$ recaemos en el caso binario.

Forma de onda digital: Una forma de onda de voltaje o corriente que representa un símbolo binario. Las características de dicha forma de onda (amplitud, fase, frecuencia, etc.), son las que determinan a qué símbolo corresponde.

Tasa de codificación: Es la razón entre los bits que entran y los que salen del codificador. Por ejemplo, en un código con tasa de codificación de $1/2$, cada bit codificado transporta $1/2$ bits de información.

Redundancia: Aquellos bits dentro de la secuencia codificada que no transportan o proveen información adicional son llamados bits de redundancia, bits de chequeo o bits de paridad y son usados para la detección y la corrección de errores dentro de cada bloque o secuencia del mensaje (dependiendo del tipo de código, algunos solamente tienen la capacidad de detectar el error, pero no de corregirlo).

Ganancia de codificación: Si comparamos la probabilidad de bit en error, P_B de un determinado tipo de modulación sin codificar, contra la misma modulación pero codificada para el control de errores y graficamos la P_B contra la relación de energía de bit, a la densidad espectral unilateral de potencia del ruido, E_b/N_0 , veremos que, para una determinada P_B , la E_b/N_0 necesaria es menor en el caso de la modulación con codificación. Podemos resumir lo anterior diciendo que la ganancia

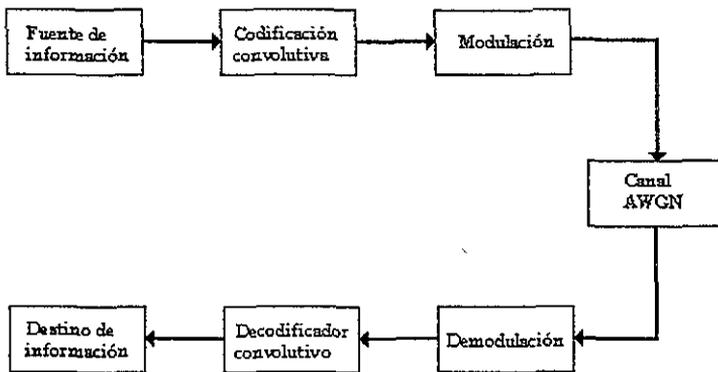
de codificación es la ganancia obtenida (en dB, de la señal recibida) al codificar una secuencia en particular, con relación a la misma secuencia sin codificar; para una misma tasa de bits en error.

Capacidad de corrección de errores: Una de las tareas de la decodificación es reducir o eliminar los errores que se presentan en la transmisión dentro del mensaje. La capacidad de corrección de errores es uno de los parámetros más importantes para medir la calidad y el desempeño de un determinado código y se define como el número máximo de errores que es capaz de corregir el código dentro de una palabra o bloque codificado.

La figura 1.3 define un diagrama de bloques de un sistema de comunicaciones enfocado a las porciones de la codificación – decodificación para el control de errores y de la modulación – demodulación de dicho sistema.

Figura 1.3

Partes correspondientes a la codificación/decodificación y la modulación/demodulación de un sistema de comunicaciones

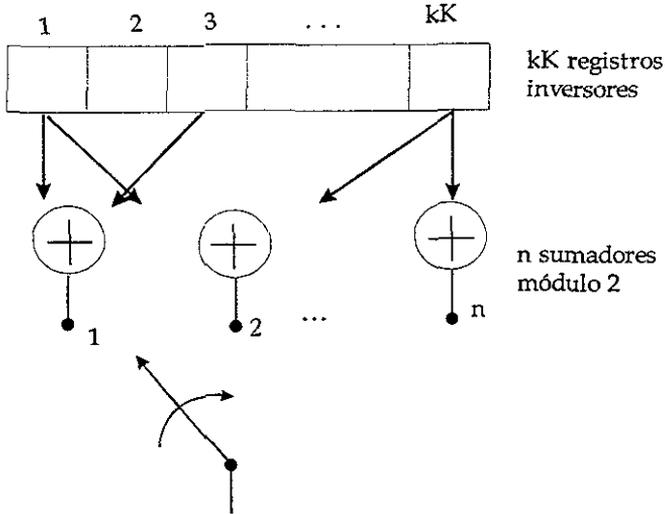


Un código convolutivo se puede definir parcialmente a partir de tres parámetros, los cuales son: n o número total de sumadores módulo dos para la codificación, k que es el número de bits que conforman un bloque o palabra a codificar y por último K , que es un parámetro conocido como longitud de restricción y representa el número de los K -múltiplos estados en el codificador, es decir, representa el número de bits sobre los cuales un simple bit de información tiene influencia para la salida.

La relación k/n es conocida como la tasa de codificación (información por bit codificado). Una importante característica de los códigos convolutivos es que, a diferencia de los códigos de bloques, poseen memoria, es decir, la salida en un instante determinado no sólo es función de la entrada en ese instante sino además de las $K-1$ entradas anteriores. En la práctica, k y n son valores enteros pequeños y K varía para controlar la redundancia.

En la figura 1.4 podemos ver la representación de un codificador convolutivo. En esta figura se pueden identificar de manera sencilla los parámetros que se acaban de definir [1].

Figura 1.4
Codificador convolutivo



1.2 Estado del arte

Considerando el tipo de comunicaciones inalámbricas como el punto de interés dado su auge actual, nos podemos preguntar: ¿Qué hay actualmente en materia de códigos convolutivos para corrección de errores dentro de las comunicaciones inalámbricas? Existen diversos ejemplos de aplicaciones prácticas, de los cuales enlistamos algunos:

Productos QUALCOMM ASIC

Esta empresa entre sus múltiples actividades se dedica a la fabricación de circuitos integrados para aplicaciones en comunicaciones inalámbricas, tales como [2]:

- | | |
|---|---|
| <input type="checkbox"/> Telefonía celular | <input type="checkbox"/> Radios digitales |
| <input type="checkbox"/> Servicios personales de comunicación (PCS) | <input type="checkbox"/> Radios móviles |
| <input type="checkbox"/> Lazo local inalámbrico (Wireless local loop, WLL) | <input type="checkbox"/> Sintetizadores |
| <input type="checkbox"/> Comunicaciones satelitales | <input type="checkbox"/> RADAR |
| <input type="checkbox"/> TV directa por satélite | <input type="checkbox"/> Instrumentación |
| <input type="checkbox"/> Terminales de apertura estrecha (Very small aperture terminal, VSAT) | |
| <input type="checkbox"/> Almacenamiento de voz | |

Los circuitos integrados que nos interesan, de acuerdo al tema de esta tesis, son los que se ofrecen específicamente para sintetizadores de frecuencia, corrección de errores hacia adelante (forward error correction, FEC), compresión de voz, control automático de ganancia (automatic gain control, AGC), así como acceso múltiple por división de código (CDMA).

El funcionamiento de los circuitos FEC está basado en decodificadores Viterbi/Trellis. Por ejemplo, el modelo Q1900 posee las características que a continuación se enlistan:

Características generales

- Tasas de codificación de 1/3, 1/2, 3/4 y 7/8 para el modo Viterbi
- Tasas de codificación de 2/3 y 3/4 para el modo Trellis
- Codificación y decodificación en "full - dúplex" para ambos modos
- Presenta ganancias de codificación, para una probabilidad de bit en error, BER, de 10^{-5} dB
 - ⇒ 5.5 dB para el decodificador Viterbi tasa 1/3
 - ⇒ 5.2 dB para el decodificador Viterbi tasa 1/2
 - ⇒ 3.2 dB para el decodificador Trellis tasa 2/3
 - ⇒ 3.1 dB para el decodificador Trellis tasa 3/4
- Sincronización de fase automática para BPSK y QPSK en modo Viterbi, así como para 8-PSK y 16-PSK en modo Trellis.
- Tasas de transmisión hasta de 30 Mbps para el modo Viterbi y de 90 Mbps (16-PSK) para el modo Trellis
- Entrada al decodificador para decisión dura o decisión suave de 3 bits para el modo Viterbi
- Monitoreo del BER del canal en modo Viterbi
- Fácil implementación de tasas de codificación adicionales
- Interface del procesador que facilita el control y estado actual
- Implementación con circuitos CMOS de baja potencia
- El modo Viterbi cumple con las normas INTELSAT IESS-308 e INTELSAT IESS-309

El fabricante recomienda el uso del modo Viterbi para sistemas con limitantes en potencia y sin limitaciones en el ancho de banda, en este caso, las modulaciones usadas son BPSK y QPSK. El modo Trellis lo recomienda para sistemas con limitantes en potencia y ancho de banda, usa modulación 8-PSK y 16-PSK. Ambos modos se basan en codificadores convolutivos con $K=7$ y los decodificadores, ambos modos con un decodificador de Viterbi con $K=7$.

Además de los códigos mencionados, puede soportar otras tasas de codificación y otros códigos convolutivos mediante el auxilio de circuitería adicional.

En las siguientes gráficas podemos observar el desempeño de ambos modos de codificación para este circuito.

Figura 1.5
Desempeño del modo Trellis de codificación

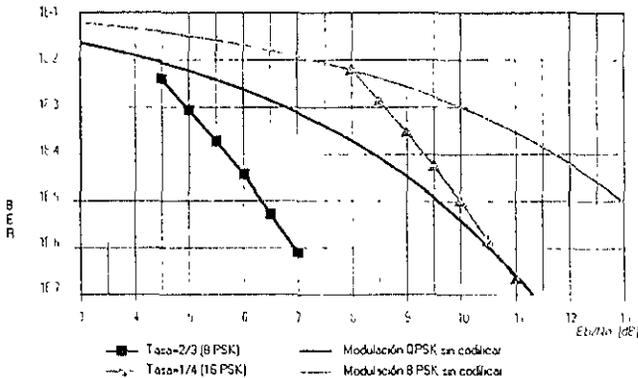
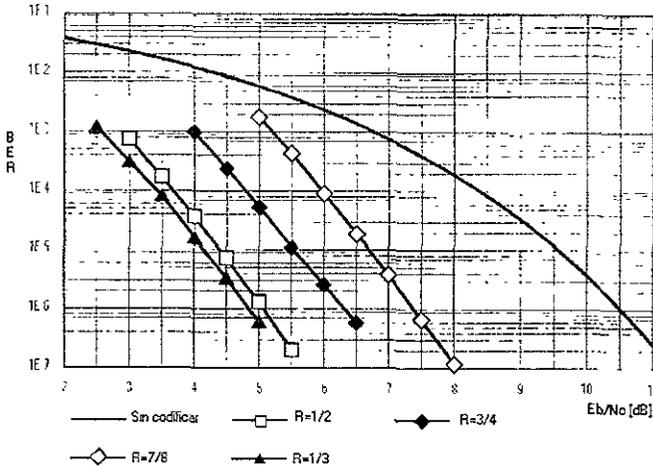


Figura 1.6

Desempeño del modo Viterbi de codificación



Sistemas globales para comunicaciones, GSM

Los sistemas GSM (sistemas globales para comunicaciones móviles) son sistemas de radiocomunicación celular con cobertura en casi todo el mundo, utilizan TDMA y FDMA como técnicas de acceso múltiple [3].

Muchos sistemas de radio, uno de ellos los sistemas GSM utilizan los algoritmos de Viterbi con dos objetivos principalmente:

- Ecuación del canal
- Corrección de errores mediante códigos convolutivos

El servicio más difundido ofrecido al usuario de GSM es la transmisión de voz. La telefonía es el principal generador de beneficios para las compañías de comunicaciones móviles, y justifica los enormes esfuerzos e investigaciones que se necesitan para instalar estas redes. El codificador digital de voz manda un bloque de 260 bits (una trama de voz) cada 20 ms. De este grupo de 260 bits, tenemos 3 clases de importancia. Estas van a ser: la clase I (uno), formada por los 50 primeros bits, la clase II (dos) formada por los bits siguientes hasta el 181, y finalmente, los 78 últimos bits que forman la clase III (tres).

El proceso de codificación del canal normalmente se compone de dos codificaciones sucesivas, primero se aplica un código de bloque para la detección de errores y luego se aplica un código convolutivo para la corrección de errores. El código de bloque utilizado es un CRC (cyclic redundancy code) que usa el polinomio generador $g(D)=D^3+D+1$, mientras que dentro de los códigos convolutivos, se usan códigos de tasa $1/2$ y de profundidad 5 veces K, en la decodificación.

Televisión de alta definición (HDTV)

Los sistemas de televisión de alta definición los podemos dividir de manera general en sistemas de transmisión terrestres y sistemas de transmisión satelitales. En los sistemas de transmisión terrestres, se utiliza un sistema de modulación de doble banda vestigial de 8 niveles (8-VSB) y en la sección de protección del canal contra los errores, se emplea codificación Reed Solomon concatenada con codificación convolutiva de tasa $2/3$ (código perforado), de 4 estados ($K=3$) [4].

En los sistemas de transmisión satelitales, para la protección del canal contra errores, se utiliza de igual manera codificación Reed Solomon concatenada con codificación convolutiva, siendo la tasa de éste último variable, en función del ancho de banda disponible en el módulo de frecuencia intermedia (IF), antes de la transmisión hacia el satélite.

Los ejemplos de aplicaciones de códigos convolutivos son bastantes como para intentar enumerarlos todos en este trabajo, sin tener la certeza de que todos hayan sido mencionados. Baste mencionar los antes citados y decir que sus aplicaciones pueden ser en sistemas inalámbricos cuya distancia de transmisión es lo suficientemente grande como para poder sacrificar el ancho de banda para la redundancia, en lugar de pedir una retransmisión; una vez que se ha detectado un error.

Capítulo 2 Análisis del canal con ruido

2.1 Modelo del canal con ruido aditivo, blanco y gaussiano AWGN

En cualquier sistema actual de comunicaciones, uno de los mayores problemas a enfrentar es el ruido, el cual puede ser definido brevemente como *“una perturbación aleatoria que se introduce al canal”*. Debido al ruido, no es posible conocer de manera exacta los parámetros de la señal que han sido corrompidos, por lo que se utilizan estimaciones estadísticas de dichos parámetros.

El problema radica en realizar alguna decisión acerca del estado de un sistema, basándose en observaciones que han sido realizadas bajo las reglas de una determinada ley estadística y se debe de llegar a una cierta regla de decisión que minimice la probabilidad de error. Frecuentemente dicha regla de decisión se aplica a señales transmitidas sobre canales afectados con ruido aditivo, blanco y gaussiano, AWGN por sus siglas en inglés.

La obtención de una regla óptima de decisión comienza con la definición de lo que es el “espacio observado”, el cual se define como el rango de datos que son procesados por el receptor. Las dimensiones de dicho espacio dependen, por una parte, de la aplicación particular del sistema y por otra, de los puntos en el espacio que se tienen a la salida del canal [5].

Haciendo un sencillo análisis para el siguiente ejemplo unidimensional:

$$Y=X+N$$

donde:

$X=+S$ ó $-S$, corresponden a los voltajes de un 0 ó un 1 binario

N es la variable aleatoria con media nula que representa al ruido AWGN que se añade a la señal.

Y es una variable aleatoria gaussiana con media $\pm S$ y varianza igual a la del ruido.

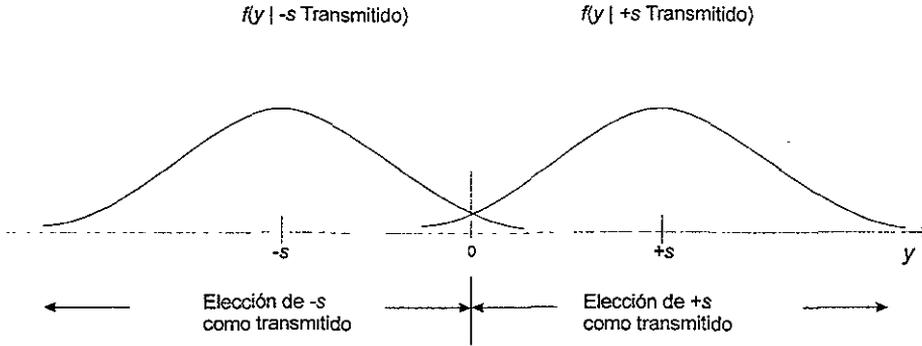
Para este caso, se realiza una sola observación del voltaje y el espacio observado es el rango de valores que puede tomar la variable aleatoria Y . Dado que Y puede tener una de dos posibles medias ($+S$ ó $-S$), el espacio observado se divide en dos regiones no traslapadas que cubren por completo el espacio. De maneja general, cuando uno de L símbolos es transmitido, el espacio observado se subdivide en L regiones; cada región se identifica con un símbolo transmitido.

La elección de un criterio para dividir el espacio en L regiones no es sencilla, esto debido principalmente a la asignación de probabilidades “a priori” y a los parámetros de la distribución. En el contexto de las comunicaciones, afortunadamente se conocen las probabilidades “a priori” de los símbolos transmitidos.

La obtención de regiones óptimas de decisión se simplifica si suponemos el caso particular de una transmisión binaria ($L=2$), que por otro lado es muy común

Figura 2.1

Regiones de decisión para $L=2$



Suponiendo que los símbolos transmitidos son s_0 ó s_1 , con probabilidades a priori P_0 y P_1 , respectivamente. Si el muestreo del receptor cae dentro de la región R_i , $i=\{0,1\}$, la decisión hecha es que s_i ha sido transmitido. Una detección errónea se realiza si se transmitió s_0 y la variable aleatoria Y observada cae dentro de la región R_1 o viceversa. La probabilidad de error dado que se transmitió s_0 está dada por [5]:

$$P_r[\text{Error} | s_0 \text{ ha sido transmitido}] = P_r[Y \in R_1 | s_0 \text{ ha sido transmitido}]$$

y, de manera similar para cuando se transmitió s_1

$$P_r[\text{Error} | s_1 \text{ ha sido transmitido}] = P_r[Y \in R_0 | s_1 \text{ ha sido transmitido}]$$

De la ley de la probabilidad total, es posible expresar la probabilidad total de error como sigue:

$$P_r[\text{Error}] = P_r[\text{Error}, s_0 \text{ ha sido transmitido}] + P_r[\text{Error}, s_1 \text{ ha sido transmitido}]$$

$$P_r[\text{Error}] = P_0 P_r[Y \in R_1 | s_0 \text{ ha sido transmitido}] + P_1 P_r[Y \in R_0 | s_1 \text{ ha sido transmitido}]$$

Como mencionamos anteriormente, el problema principal consiste en definir R_0 y R_1 de modo que la probabilidad de error sea mínima.

Para el caso de un canal de salida continua, la expresión anterior queda de la siguiente manera [5]:

$$P_r[\text{Error}] = P_0 \int_{R_1} f(y | s_0 \text{ ha sido transmitido}) dy + P_1 \int_{R_0} f(y | s_1 \text{ ha sido transmitido}) dy$$

En donde $f(y | s, \text{ transmitido})$; $i=0,1$ es la función de densidad de probabilidad de la salida del canal condicionada con la señal transmitida. La integración se realiza sobre las regiones n -dimensionales R_i y R_0 , respectivamente.

Para el caso de un canal de salida discretizada, la probabilidad de error puede ser escrita como [5]:

$$P_r[\text{error}] = P_0 \sum_{y_j \in R_1} \Pr(Y = y_j | s_0 \text{ ha sido transmitido}) + P_1 \sum_{y_j \in R_0} \Pr(Y = y_j | s_1 \text{ ha sido transmitido})$$

En donde $y_j, j=1,2,\dots,M$ son los puntos en el espacio de observación y:

$\Pr(Y = y_j | s_i \text{ ha sido transmitido}), i=\{0,1\}$, son las probabilidades condicionales correspondientes.

A partir de la partición del espacio observado en R_0 y R_1 , $R_0 \cap R_1 = \emptyset$ y $R_0 \cup R_1 = \Omega$ en donde \emptyset denota el espacio vacío y Ω denota el conjunto universal; basándonos en las observaciones anteriores y en el hecho de que, la función de probabilidad evaluada sobre todo el espacio observado es igual a la unidad, es posible expresar la función de probabilidad total de error como sigue:

$$P_r[\text{Error}] = P_0 \int_{R_0} f(y|s_0 \text{ ha sido transmitido}) dy + \int_{R_1} \{-P_0 f(y|s_0 \text{ ha sido transmitido}) + P_1 f(y|s_1 \text{ ha sido transmitido})\} dy = P_0 + \int_{R_0} \{P_1 f(y|s_1 \text{ ha sido transmitido}) - P_0 f(y|s_0 \text{ ha sido transmitido})\} dy$$

Dado que las expresiones anteriores son el producto de cantidades positivas, (probabilidad y densidad de probabilidad), ambos términos en el integrando de la función anterior son positivos y el integrando es negativo en el punto y , si:

$$\frac{P_0 f(y|s_0 \text{ ha sido transmitido})}{P_1 f(y|s_1 \text{ ha sido transmitido})} = \frac{P_r(s_0 \text{ ha sido transmitido} | Y = y)}{P_r(s_1 \text{ ha sido transmitido} | Y = y)} > 1$$

Entonces, la regla de decisión que minimiza la probabilidad de error consiste en “decidir” que s_0 fue transmitido si la expresión anterior es válida y s_1 en el caso contrario.

Esta regla de decisión elige la señal que maximiza la probabilidad a posteriori del símbolo transmitido, dada la observación, esta regla también se le conoce como “**detector máximo a posteriori**” (MAP, maximum a posteriori detector, por sus siglas en inglés).

Cuando tenemos el caso de que las probabilidades a priori son iguales ($P_0 = P_1$), la regla es declarar que fue transmitido s_0 si:

$$f(y|s_0 \text{ ha sido transmitido}) > f(y|s_1 \text{ ha sido transmitido})$$

2.2 El modelo de filtro acoplado en el receptor

En cualquier canal o medio físico de transmisión, los símbolos o bits de información son convertidos en formas de onda variantes en el tiempo o en pulsos cuya forma hace posible su propagación sobre dicho medio físico de transmisión. De manera general, este proceso es llamado “modulación”. Nosotros haremos el análisis únicamente para el caso particular binario, en donde tenemos dos formas de onda, $s'_0(t)$ y $s'_1(t)$ que son transmitidas para un cero y un uno, respectivamente.

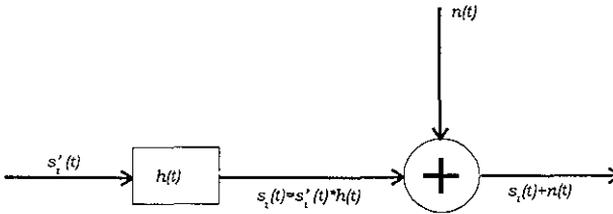
La señal es transmitida sobre el canal, el cual está sujeto a muchas perturbaciones dependiendo del tipo de canal de que se trate. Para un canal inalámbrico, entre dichas perturbaciones podemos mencionar:

- ❑ Desvanecimiento por multitrayectoria,
- ❑ Distorsión debida a amplificadores no lineales en el transmisor,
- ❑ Atenuación debida al medio ambiente,
- ❑ Ruido por radiaciones solares,
- ❑ Interferencia.

El modelo del canal aditivo se muestra en la figura 2.2, la señal transmitida sufre un retraso, distorsión y atenuación representado por el canal, el cual tiene una respuesta al impulso $h(t)$ y su correspondiente función de transferencia $H(f)$. Se asume que $h(t)$ o $H(f)$ son conocidas (una función o ambas) en el extremo receptor, las perturbaciones aleatorias son representadas por ruido aditivo. Cabe mencionar que se supone que no existe interferencia entre símbolos, en la que la energía de un símbolo se traslapa con la región correspondiente a la energía del otro [5].

Figura 2.2

Canal de comunicaciones con ruido lineal y aditivo



Con las consideraciones anteriores, la salida del canal puede ser escrita como:

$$y(t) = s_i(t) + n(t), \quad i = \{0,1\}$$

En donde $s_i(t)$ es la convolución de la señal transmitida con la respuesta a impulso del canal. El problema en la detección es decidir por alguna de las dos posibles señales, $s'_0(t)$ o $s'_1(t)$, basándose en la observación de la salida del canal $y(t)$. A partir de que la respuesta al impulso del canal es conocida en el receptor, el problema es equivalente a decidir entre la transmisión de $s_0(t)$ y $s_1(t)$ sobre un canal libre de distorsión. Por el momento es recomendable suponer que el ruido es blanco, con densidad espectral de potencia bilateral, la cual es constante con la frecuencia (en sistemas reales, la densidad del ruido solo es constante en el rango de frecuencias ocupado por la señal transmitida).

$$N(f) = N_0/2; \quad -\infty < f < \infty$$

La función de autocorrelación del proceso $n(t)$, es la transformada inversa de Fourier de la densidad espectral $N(f)$ y está dada por:

$$R_N(\zeta) = (N_0/2)\delta(\zeta)$$

En donde $\delta(\zeta)$ es la función delta de Dirac, que ocurre cuando $\zeta = 0$.

La detección de señales continuas en el dominio del tiempo es una simple aplicación de los principios de detección que se han mostrado hasta el momento. Suponemos que la señal recibida pertenece al intervalo $(0, T)$, donde T es la duración de un símbolo, en este caso binario. La obtención de un receptor óptimo para señales continuas con ruido blanco aditivo comienza con la representación de $y(t)$ en el intervalo $(0, T)$, mediante un vector $y = (y_1, y_2, \dots, y_M)$. Dado $\Phi_n(t)$; $n = 1, 2, \dots$ que son una serie de funciones de base ortonormales sobre el intervalo $(0, T)$ de modo tal que:

$$\int_0^T \varphi_m(t) \varphi_n^*(t) dt = \begin{cases} 1, & m = n \\ 0, & m \neq n \end{cases}$$

$\Phi_n^*(t)$ es el complejo conjugado de $\Phi_n(t)$. La forma de onda $y(t)$ puede ser representada entonces en el intervalo $(0, T)$ mediante la expansión:

$$y(t) = \sum_{n=1}^{\infty} y_n \varphi_n(t)$$

en donde y_n es la componente de $y(t)$ en $\Phi_n(t)$, dada por:

$$y_n = \int_0^T y(t) \varphi_n^*(t) dt$$

Si dicha serie de funciones de base corresponde a las series de Fourier, los coeficientes del vector y_n se pueden escribir de la siguiente manera.

$$y_n = \frac{1}{\sqrt{T}} \int_0^T y(t) \exp(-j2\pi nt/T) dt \quad \varphi_n(t) = \exp(j2\pi nt/T)$$

$$\varphi_n^*(t) = \exp(-j2\pi nt/T)$$

Teóricamente se requiere un número infinito de coeficientes para poder representar una señal, sin embargo, se puede acotar el número de términos de la serie de Fourier de modo que el error medio cuadrático $E\left[\left(y(t) - \sum_{i=1}^M y_n \varphi_n(t)\right)^2\right]$ sea pequeño, en donde $E[.]$ indica el valor esperado durante todo el proceso. Si esta expresión tiende a cero a medida que M tiende a infinito, se dice que la serie es convergente a error medio del proceso $y(t)$.

El desarrollo anterior es para poder expresar la señal $y(t)$ como la suma de las componentes de la señal $s_i(t)$, $i=0, 1$ (caso binario) más las correspondientes componentes del ruido, en este sistema de representación. Entonces estas señales pueden ser expresadas como vectores de la siguiente forma:

$$s_i = (s_{i1}, s_{i2}, \dots, s_{iM}), \quad i=0, 1, \text{ donde } M = \text{número de funciones de base}$$

$$n = (n_1, n_2, \dots, n_M)$$

por lo que $y(t)$ puede expresarse como:

$$y = s_i + n$$

en donde cada coeficiente está dado por:

$$y_i = s_i + n_i, i = \{1, M\}$$

los coeficientes de los vectores definidos en la parte superior están dados por

$$s_i = \int_0^T s_i(t) \phi_i(t) dt, i = 0, 1$$

y

$$n_j = \int_0^T n(t) \phi_j(t) dt, j = 1, 2, \dots, M$$

En la expresión anterior es de resaltar que se muestra al ruido aditivo blanco como una serie de vectores ortogonales. A partir de que la operación es lineal, n_j es también una variable aleatoria gaussiana. Además, como el ruido tiene una media de cero:

$$E(n_j) = \int_0^T E[n(t)] \phi_j(t) dt = 0$$

Los segundos momentos se pueden hallar bajo las consideraciones sobre potencia del ruido mencionadas anteriormente (ruido blanco, con densidad espectral de potencia bilateral, la cual es constante con la frecuencia) [5].

$$\begin{aligned} E[n_i n_j] &= E \left[\int_0^T dt_1 \int_0^T dt_2 n(t_1) n(t_2) \phi_i(t_1) \phi_j(t_2) \right] \\ &= \int_0^T dt_1 \int_0^T dt_2 E[n(t_1) n(t_2)] \phi_i(t_1) \phi_j(t_2) \\ &= N_0/2 \int_0^T dt_1 \int_0^T dt_2 \delta(t_1 - t_2) \phi_i(t_1) \phi_j(t_2) \end{aligned}$$

De las propiedades de la función delta de Dirac, tenemos que:

$$E[n_i n_j] = \begin{cases} N_0/2 \int_0^T \phi_i(t) \phi_j(t) dt = N_0/2, & i = j \\ 0, & i \neq j \end{cases}$$

De la expresión anterior es fácil ver que los términos (n_1, n_2, \dots, n_M) son descorrelacionados. Tomando en cuenta que son variables gaussianas, esto implica que los coeficientes del ruido son independientes, y cada uno de ellos tiene una media de cero y una varianza de $N_0/2$. La función de densidad conjunta gaussiana de estas M variables aleatorias independientes es:

$$f_N(n_1, n_2, \dots, n_M) = \prod_{i=1}^M (\exp(-n_i^2 / N_0) / \sqrt{\pi N_0})$$

Tomando como condición la señal transmitida (ya sea $s_0(t)$ o $s_1(t)$), la señal recibida posee una distribución gaussiana con media $s_i, i=0$ o 1 y una varianza determinada por la varianza del ruido.

La densidad de probabilidad de la señal recibida mas el ruido, condicionada por la señal transmitida está dada por:

$$f_Y(y_1, y_2, \dots, y_M | s_i(t) \text{ ha sido transmitida}) = \prod_{j=1}^M \exp(- (y_j - s_{ij})^2 / N_0) / \sqrt{\pi N_0}, \quad j = 0, 1$$

Si consideramos el caso $f(y|s_0 \text{ ha sido transmitido}) > f(y|s_1 \text{ ha sido transmitido})$, tenemos entonces el criterio de elección, elegir $s_0(t)$ como la señal transmitida si:

$$\prod_{j=1}^M \exp[-(y_j - s_{0j})^2 / N_0] > \prod_{j=1}^M \exp[-(y_j - s_{1j})^2 / N_0]$$

Como la función logaritmo es una función monótona de argumentos positivos, si tomamos el logaritmo en ambos términos de la ecuación para no alterar la desigualdad y ordenando un poco los términos obtenemos la siguiente regla de decisión:

Dado el vector recibido y_1, y_2, \dots, y_M , se elige a $s_0(t)$ como la señal transmitida si:

$$\sum_{j=1}^M (y_j - s_{0j})^2 < \sum_{j=1}^M (y_j - s_{1j})^2$$

En ambos lados de la ecuación anterior tenemos, en un espacio M -dimensional, distancias Euclidianas entre la señal recibida mas ruido y s_0 o s_1 , respectivamente. A partir de esto nuestra regla de decisión se vuelve bastante razonable; tomamos la señal transmitida que esté mas cercana a la señal recibida. Como se ha visto, la idea de la distancia es un criterio muy general para elegir y/o discriminar entre señales que transmiten información, simplemente elegimos aquellas que sean las menos lejanas.

Parte del problema de diseño del sistema es el elegir señales que hagan un uso eficiente del espacio de la señal transmitida y de la potencia del sistema disponible. En teoría, el problema anterior se puede resolver con un receptor cuya realización sea factible. Para cualquier señal recibida $y(t)$, se calculan sus componentes y_1, y_2, \dots, y_M dentro de una serie de funciones de base ortogonales. Posteriormente se hallan las distancias Euclidianas de la ecuación anterior y se comparan. Lo anterior constituye los pasos que se deben llevar a cabo para la realización de un sistema digital. Si hablamos de un sistema analógico, la realización se debe llevar a cabo por medio de filtros lineales invariantes en el tiempo. Esto involucra el expresar las sumatorias de la ecuación anterior como integrales de funciones en el dominio del tiempo. Si $\phi_i(t), i=1, 2, \dots, M$ son una serie de funciones ortonormales de base, entonces para

$$x(t) = \sum_{i=1}^M x_i \phi_i(t)$$

Tenemos la siguiente relación entre los coeficientes y las señales continuas en el tiempo:

$$\begin{aligned} \int_0^T x^2(t) dt &= \int_0^T \sum_{i=1}^M x_i \phi_i(t) \sum_{j=1}^M x_j \phi_j(t) dt \\ &= \sum_{i=1}^M \sum_{j=1}^M x_i x_j \int_0^T \phi_i(t) \phi_j(t) dt = \sum_{i=1}^M x_i^2 \end{aligned}$$

A partir de que y_j y s_j , $i=0,1$, $j=1,2,\dots,M$ son los coeficientes de una serie con funciones ortogonales de base, es posible expresar los términos de $\sum_{j=1}^M (y_j - s_{0j})^2 < \sum_{j=1}^M (y_j - s_{1j})^2$ como:

$$\int_0^T [y(t) - s_0(t)]^2 dt < \int_0^T [y(t) - s_1(t)]^2 dt$$

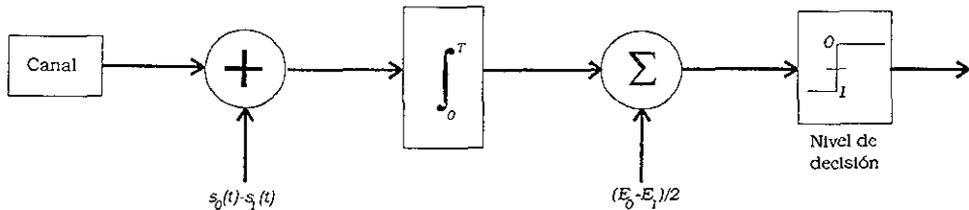
Reagrupando los términos de la ecuación anterior llegamos a la siguiente expresión equivalente: se elige s_0 como la señal transmitida si:

$$z = \int_0^T y(t)[s_0(t) - s_1(t)]dt > (E_0 - E_1)/2$$

En caso contrario, elegir $s_1(t)$ como la señal transmitida. En la expresión anterior, $E_i = \int s_i^2(t)dt$ es la energía normalizada en la señal $s_i(t)$ y dicha expresión puede ser expresada como un receptor correlacionador en el cual la señal recibida $y(t)$, es correlacionada con $s_0(t)$ y $s_1(t)$. El receptor correlacionador es mostrado en la figura 2.3 [5].

Figura 2.3

Receptor correlacionador para recepción binaria



Esta es una estructura muy importante, la cual es la principal en la mayoría de las realizaciones de receptores usados en la actualidad. Supongamos que tenemos un filtro cuya respuesta al impulso $c(t)$ es tal que:

$$c(t) = s_0(T-t) - s_1(T-t)$$

Se dice entonces que el filtro es acoplado a $s_0(t) - s_1(t)$. No se debe hacer a un lado que el filtro derivado en esta parte puede ser no causal, de la misma manera que $c(t)$ no es necesariamente cero para $t < 0$. En la práctica esto puede solucionarse eligiendo T tan grande de modo que cualquier respuesta antes de $t=0$ sea despreciable. La salida del filtro acoplado muestreado en el instante $t=T$, con entrada $y(t)$, es idéntica a una correlación:

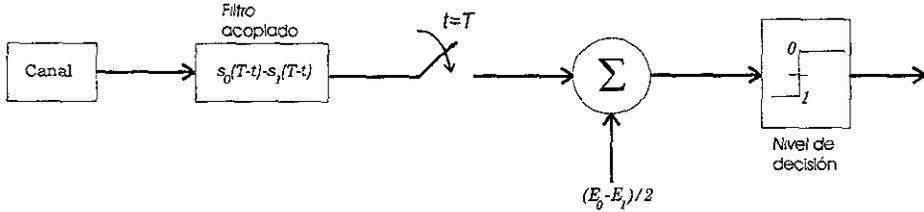
$$z = \int_0^T y(t)c(T-t)dt = \int_0^T y(t)[s_0(t) - s_1(t)]dt$$

La realización del filtro acoplado que involucra a $c(t)$, dada por $c(t) = s_0(T-t) - s_1(T-t)$ se muestra en la figura 2.4. La razón del nombre de filtro acoplado puede verse tomando como referencia el dominio de la frecuencia. Un filtro con respuesta al impulso $c(t) = s_0(T-t) - s_1(T-t)$ tiene una función de transferencia de

la forma $C(f) = S_i^*(f) \exp(-j2\pi fT)$, en donde $S_i(f)$ es la transformada de Fourier de $s_i(t)$ y el asterisco denota el complejo conjugado de la señal [5].

Figura 2.4

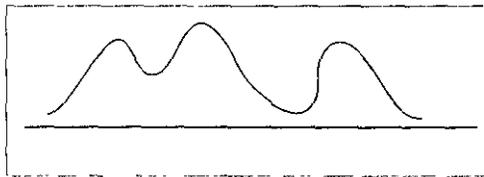
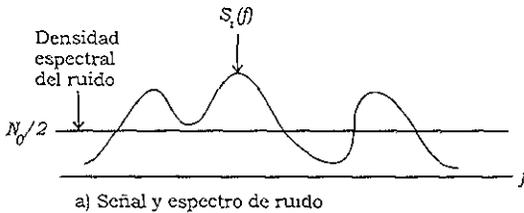
Modelo de Receptor como filtro acoplado



En la figura 2.5 se muestra el valor absoluto de una función de transferencia típica así como el espectro de ruido blanco con densidad espectral de potencia bilateral $N_0/2$. Como se indica, el filtro acoplado resalta la señal recibida en el espacio de la frecuencia donde tiene mejor recepción; a partir de que el ruido es blanco, éste es el mismo a cualquier frecuencia. Se puede demostrar que el filtro acoplado con la respuesta al impulso dada por $c(t) = s_0(T-t) - s_1(T-t)$ también maximiza la relación señal a ruido en el instante $t=T$, cuando $s_0(t)$ y $s_1(t)$ son las posibles señales transmitidas.

Figura 2.5

Espectro de un filtro acoplado



Capítulo 3 Los códigos convolutivos

Para analizar los códigos convolutivos, consideraremos solamente el caso más común en que el valor de k es 1, es decir, aquellos codificadores en los cuales el mensaje es codificado bit a bit. Para el caso en que tenemos códigos con $k=1$, en el i -ésimo instante, el bit m , del mensaje es almacenado dentro de la primera casilla del codificador y todos los bits previos se recorren una posición a la derecha dentro del codificador y en el caso general, las salidas de los n sumadores módulo 2 son acomodadas de manera secuencial y transmitidas. Tomando como base que tenemos n bits codificados (salida) por cada bit que entra al codificador (entrada), tenemos que la tasa de codificación es de $1/n$.

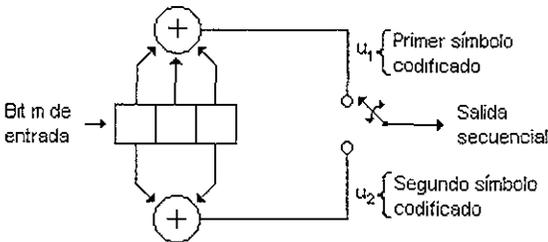
3.1 Representación de codificadores

Para representar un código convolutivo existen varios métodos, entre los cuales podemos mencionar: representación por conexión, representación por polinomios generadores, representación por diagrama de estados, representación por diagrama de árbol y representación por enrejado "trellis" [1].

Representación por conexión: Para este tipo de representaciones, tomemos como ejemplo el codificador de la siguiente figura, la cual muestra un codificador con $k=1$; 2 sumadores módulo 2 (por lo tanto la tasa de este codificador es de $1/2$), y la longitud de restricción (longitud del registro de corrimiento) $K=3$.

Figura 3.1

Codificador convolutivo



Cuando un bit entra para ser codificado, ocupa la primera casilla de izquierda a derecha, mientras los bits que entraron en instantes previos se recorren una casilla a la derecha, los sumadores módulo 2 calculan la salida correspondiente a la combinación de bits dentro de las casillas y la entregan de manera secuencial, inicialmente el contenido del registro de corrimiento es cero. Este proceso se repite hasta que el total de la información ha sido codificada.

La elección de las conexiones de los sumadores módulo 2 hacia las casillas del codificador es otra característica propia de cada codificador. Dichas conexiones no son elegidas al azar o de manera aleatoria, una buena elección de las mismas puede tener como resultado un código de mejor calidad

Una manera de representar un codificador es a partir de los vectores de conexión de cada uno de los sumadores módulo 2. Cada vector es K -dimensional (número de casillas) y describe las conexiones de un sumador a cada una de las casillas del codificador. Un "1" en una determinada posición representa conexión con la casilla correspondiente a dicha posición, con el sumador módulo 2; mientras que un "0" representa que no existe conexión entre ambos elementos. Acorde a lo anterior, los vectores de conexión del codificador de la figura 3.1 son:

$$\mathbf{g}_1 = 1\ 1\ 1$$

$$\mathbf{g}_2 = 1\ 0\ 1$$

Para codificar un vector correctamente, es necesario añadir ceros al término del mensaje de manera de "limpiar" el codificador, se añaden $K-1$ ceros para asegurar que todo el mensaje sea codificado. Es posible describir el codificador en términos de su respuesta al impulso, es decir, la respuesta del codificador a un "1" únicamente. Dicha respuesta se obtiene al introducir un "1" en el codificador y añadir $K-1$ "0" posteriormente de modo que el "1" introducido recorra todas las casillas del codificador. Para el caso de nuestro codificador, tenemos:

Contenido de los registros	Salida secuencial	
	u_1	u_2
1 0 0	1	1
0 1 0	1	0
0 0 1	1	1

Secuencia de entrada (impulsos): 1 0 0
 Secuencia de salida (respuesta al impulso): 11 10 11

De manera general, la salida del codificador dado un vector de mensaje, se puede obtener como la superposición de respuestas al impulso, cada una de ellas retrasada una posición, o dicho de otra manera, la salida la podemos obtener como la suma lineal de impulsos retrasados en el tiempo o por la convolución de la secuencia de entrada con la respuesta al impulso del codificador (de ahí el nombre de códigos convolutivos) Dicha salida será la misma que si el mensaje es introducido bit a bit, de ahí que una de las propiedades más importantes de los códigos convolutivos sea la linealidad.

Representación polinomial: Este tipo de representación es muy similar al anterior, las conexiones del codificador se caracterizan mediante el uso de n polinomios generadores, cada polinomio para cada uno de los n sumadores módulo 2 existentes en el codificador.

Tomando el mismo codificador como ejemplo, su representación mediante polinomios generadores es:

$$\mathbf{g}_1(X) = 1 + X + X^2$$

$$\mathbf{g}_2(X) = 1 + X^2$$

En donde los términos de menor orden de los polinomios representan la entrada del codificador, o la primera casilla del codificador. Para determinar la secuencia de salida, se realiza el producto de cada uno de los polinomios generadores con el vector del mensaje de entrada y se entrelazan todos ellos, es decir:

$$\mathbf{U}(X) = \{m(X)\mathbf{g}_1(X) \text{ entrelazado con } m(X)\mathbf{g}_2(X)\}$$

Representando el vector de entrada $m(X) = 1\ 0\ 1$ como un polinomio tenemos que: $m(X) = 1 + X^2$; el producto de dicho vector con cada uno de los polinomios generadores resulta:

$$m(X)\mathbf{g}_1(X) = (1 + X^2)(1 + X + X^2) = 1 + X + X^3 + X^4$$

$$m(X)\mathbf{g}_2(X) = (1 + X^2)(1 + X^2) = 1 + X^4$$

$$\begin{aligned}
 m(X)g_1(X) &= 1 + X + 0X^2 + X^3 + X^4 \\
 m(X)g_2(X) &= 1 + 0X + 0X^2 + 0X^3 + X^4 \\
 \hline
 U(X) &= (1,1) + (1,0)X + (0,0)X^2 + (1,0)X^3 + (1,1)X^4 \\
 U(X) &= \begin{matrix} 11 & 10 & 00 & 10 & 11 \end{matrix}
 \end{aligned}$$

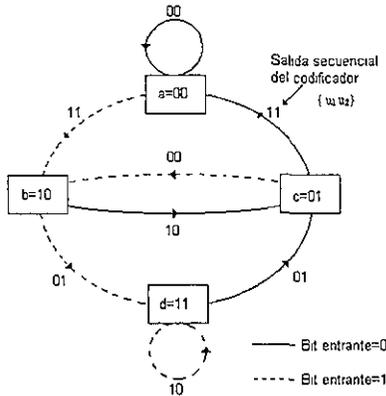
La cual es idéntica a la obtenida en la representación por conexión.

Representación por diagramas de estado: Un estado se define como el contenido de las $K-1$ casillas a la izquierda (es decir, excepto la última casilla del registro), de ahí que tengamos entonces $2^{(K-1)}$ posibles estados en total. Cada estado es resultado de un corrimiento experimentado al entrar el siguiente bit a ser codificado, es decir, cada estado es función del estado anterior, y entonces es posible prever el estado siguiente. La salida en un instante determinado es por lo tanto función del estado anterior y de la entrada en dicho instante.

Para poder entender mejor el funcionamiento de los diagramas de estado, analicemos el diagrama de estados correspondiente al codificador de la figura 3.1

Figura 3.2

Diagrama de estados asociado al codificador



Los rectángulos simbolizan los posibles estados actuales, las líneas simbolizan el siguiente bit a la entrada (acorde al tipo de línea, es el bit entrante) y la dirección de las mismas indica el estado siguiente dado el bit que entró. La pareja de bits sobre las líneas simbolizan la salida secuencial de los sumadores módulo 2.

Para la codificación de un mensaje, se parte de la casilla correspondiente al estado inicial a=00, que significa que nuestro codificador está vacío. Una vez que ha entrado el último bit del mensaje, se añaden $K-1$ ceros para asegurar que nuestro codificador quede nuevamente vacío y el total del mensaje ha sido codificado.

Tomando como ejemplo el vector de entrada $m(X)=101$ tenemos la siguiente tabla:

Estado inicial	Bit de entrada	Estado siguiente	Salida secuencial
00	1	10	1 1
10	0	01	1 0
01	1	10	0 0
10	0 (extra)	01	1 0
01	0 (extra)	00	1 1

$$U(X) = 11\ 10\ 00\ 10\ 11$$

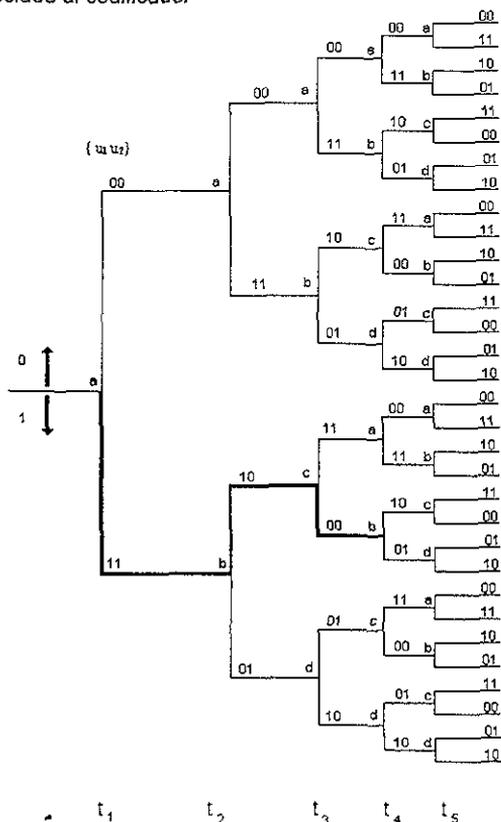
La secuencia de salida es idéntica a las obtenidas anteriormente.

Representación por diagrama de árbol: Aunque el diagrama de estados caracteriza de una manera fácil y clara el comportamiento de un determinado codificador, presenta la desventaja de que no es posible analizar de manera rápida la ruta o el historial que ha seguido el proceso de la codificación. Al menos que se almacene en un tabla la evolución de los estados, pero con el inconveniente de la gran cantidad de memoria requerida. Con los diagramas de árbol se añade la variable del tiempo a los diagramas de estado, con lo que es posible ver la trayectoria que se ha recorrido durante el proceso de codificación.

Cada bit que se codifica por unidad de tiempo puede ser visto como un desplazamiento dentro del árbol de izquierda a derecha, cada rama del árbol simboliza una salida secuencial dado el bit que entró. Por convención se ha establecido que un desplazamiento hacia arriba en las ramas del árbol corresponde a un "0" binario a la entrada, mientras que un desplazamiento hacia abajo corresponde a un "1" binario. En la siguiente figura se observa el diagrama de árbol correspondiente al codificador de la figura 3.1

Figura 3.3

Diagrama de árbol asociado al codificador



En la figura anterior, la línea remarcada corresponde a la secuencia de entrada 1 0 1, el par de números en la parte superior izquierda de las ramas indican la salida secuencial del codificador en cada etapa. El añadir el factor tiempo a este diagrama tiene sus ventajas y desventajas, entre éstas últimas se tiene que, si se desea escribir el diagrama de árbol para una gran secuencia de entrada, dicho árbol incrementaría el número de sus ramas en un factor de 2^L , en donde L es el número de bits en la secuencia de entrada.

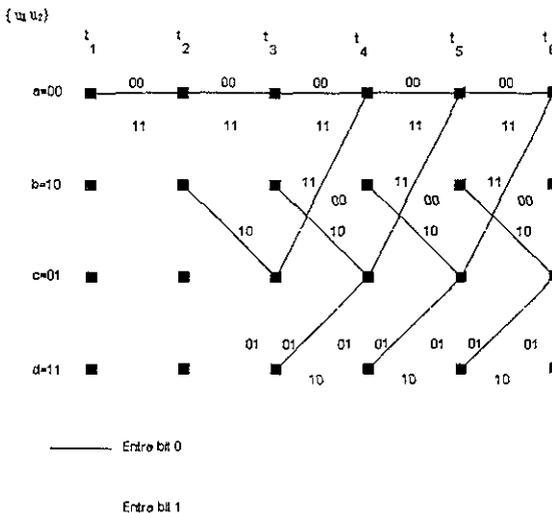
Representación por diagrama enrejado trellis: Es tal vez la manera más conocida de representación de los códigos convolutivos. Si analizamos la figura 3.3, la estructura comienza a repetirse a partir del tiempo t_4 , es decir, después de la tercera rama (de manera general, cualquier diagrama de árbol comienza a repetirse a partir de la K rama, en donde K es el número de casillas del codificador, llamada longitud de restricción). Es posible etiquetar cada rama con alguno de los cuatro posibles estados dentro del codificador, es decir; 0 0, 0 1, 1 0 y 1 1. La primera rama del árbol en un tiempo t_1 , produce un par de nodos etiquetados como a y b . A cada instante de tiempo, el número de ramas se duplica con relación al instante previo, de donde en el instante t_2 , tenemos cuatro ramas etiquetadas como a , b , c , y d . En el instante t_3 , se tiene ya un total de 8 nodos, dos nodos a , dos nodos b , dos nodos c y dos nodos d . A partir de esta simple nomenclatura podemos ver que, las dos ramas emanadas de un nodo "a" corresponden a las mismas ramas emanadas de algún otro nodo "a". Dicho más fácilmente, ambos nodos generan la misma ramificación; esto es fácil de ver a partir de que, del estado t_4 , las ramas de la mitad superior son idénticas a las ramas de la mitad inferior del árbol.

También es fácil de explicar a partir de que tenemos 4, ($2^{(K-1)}$) posibles estados actuales dentro del codificador, con lo que a partir de un tiempo t_4 cualquier estado actual del codificador será repetido y por consiguiente, las salidas iguales.

Los diagramas de enrejado trellis se basan en que, conociendo el valor de K , se conoce a partir de que instante el diagrama de árbol se hace repetitivo y provee una descripción del codificador más compacta en relación a los diagramas de árbol. El diagrama de enrejado trellis correspondiente al ejemplo que se ha venido manejando está dado por:

Figura 3.4

Diagrama de enrejado trellis asociado al codificador



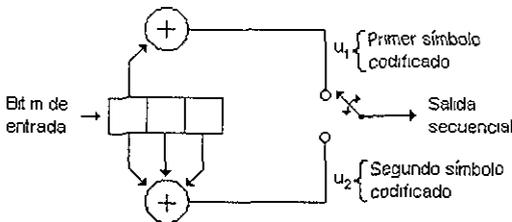
Para dibujar el diagrama de enrejado trellis se sigue la misma convención utilizada para los diagramas de flujo, es decir, una línea sólida denota la salida para un bit 0 a la entrada y la línea entrecortada denota la salida para un bit 1 a la entrada. Los nodos en el enrejado trellis simbolizan los estados del codificador; el primer renglón corresponde al estado $a=00$, el segundo renglón corresponde al estado $b=10$, el tercer renglón corresponde al estado $c=01$ y el cuarto renglón corresponde al estado $d=11$. Para cada instante o unidad de tiempo el enrejado trellis requiere de 2^{K-1} posibles estados del codificador. De manera general, la estructura del enrejado se conserva constante después de que se desarrolla para el estado K . A partir de este punto, cualquier estado siguiente puede ser descrito retrocediendo 2 instantes de tiempo en el enrejado.

3.2 Códigos convolutivos sistemáticos y no sistemáticos

Se dice que un código convolutivo es sistemático si la secuencia del mensaje de entrada permanece sin cambios en la correspondiente secuencia de salida codificada solo intercalada con los bits de redundancia generados por el codificador. Un código convolutivo es no sistemático cuando no cumple con esta condición. Analizando un poco más a fondo el enunciado anterior, un código sistemático se identifica fácilmente ya que al menos uno de los polinomios generadores indica que solamente el primer registro (de izquierda a derecha) es el que se opera; como se puede observar en la figura 3.5 [6].

Figura 3.5

Codificador convolutivo sistemático



Los códigos convolutivos sistemáticos tienen la característica de que, en sistemas con una relación señal a ruido baja, presentan una menor probabilidad de error P_e además de mantener la misma distancia libre con respecto a los no sistemáticos, mientras que en sistemas con relación señal a ruido alta, los códigos convolutivos no sistemáticos son los que presentan probabilidades de error más bajas.

Códigos convolutivos catastróficos

Esta clase de códigos convolutivos tienen la característica de que, al codificar una cierta secuencia de bits de un mensaje de tamaño infinito, ocasiona que en el decodificador se tenga un número infinito de errores para un número finito de errores en el canal. Los códigos sistemáticos son por definición no catastróficos. Por otro lado los no sistemáticos, requieren que sus polinomios generadores no tengan un factor común para no generar un código catastrófico [7]

3.3 La decodificación

Una vez que el mensaje ha sido codificado y transmitido, en el extremo receptor tenemos que la señal recibida ha sido corrompida, es decir, la señal a la entrada del receptor posee ruido, por lo que existe ya una cierta probabilidad de que tengamos algunos bits erróneos al reconstruir el mensaje. La tarea principal del decodificador, que trabaja con el mensaje o secuencia de bits reconstruida, es corregir tantos errores como su capacidad de corrección se lo permita.

Tenemos entonces diversas posibles secuencias en el extremo receptor. La operación del decodificador se basa en el principio de máxima verosimilitud, es decir, si todas las secuencias son igualmente probables, el decodificador buscará tener la menor probabilidad de error examinando para esto las probabilidades condicionales, también llamadas funciones de máxima verosimilitud, $P(Z|U^{(m)})$, en donde Z representa la secuencia recibida y $U^{(m)}$ es una de las posibles secuencias enviadas; el decodificador debe de elegir la máxima de éstas, elige $U^{(m)}$ si [1]:

$$P(Z|U^{(m)}) = \max P(Z|U^{(m)}) \text{ para toda } U^{(m)}$$

Suponiendo que además de tener ruido AWGN, el canal no tiene memoria, es decir, el ruido afecta a cada símbolo de manera independiente, tenemos que para un código convolutivo dado de tasa $1/n$, es posible expresar la función de máxima verosimilitud $P(Z|U^{(m)})$, de la siguiente manera:

$$P(Z|U^{(m)}) = \prod_{i=1}^m P(Z_i|U_i^{(m)}) = \prod_{i=1}^m \prod_{j=1}^n P(z_{ij}|u_{ji}^{(m)})$$

donde:

Z_i es la i -ésima palabra (salida del codificador dado un bit de entrada) de la secuencia recibida Z

$U_i^{(m)}$ es la i -ésima palabra de una secuencia $U^{(m)}$ en particular

z_{ij} es el j -ésimo símbolo o bit de la palabra Z_i

$u_{ji}^{(m)}$ es el j -ésimo símbolo o bit de la palabra $U_i^{(m)}$, cada palabra comprende n bits (n sumadores módulo 2)

A partir de esta ecuación, podemos ver que el problema del decodificador consiste en tomar una ruta del enrejado de trellis (o del diagrama de árbol) la cual coincida con la del codificador, es decir, debe de maximizar la función de probabilidad anterior.

El decodificador se basa en el enrejado de trellis para poder elegir entre todas las posibles rutas ya que esta posibilita el descartar aquellas rutas que no sean factibles, dejando solamente algunas, llamadas rutas sobrevivientes.

3.3.1 Decisión dura y decisión suave

Antes de pasar al análisis de un algoritmo para la decodificación, es conveniente hacer el análisis del modulador y del canal.

Una vez que el mensaje ha sido codificado, pasa al siguiente bloque, correspondiente a la modulación, etapa previa a la transmisión.

La secuencia de salida del codificador, $U(m)$, puede ser vista como una gran cadena infinita de palabras, en donde cada palabra se constituye de n bits. Dicha secuencia pasa al modulador, en donde los símbolos codificados se convierten en formas de onda. De manera general, se convierten r símbolos por unidad de tiempo (r es un entero) en M posibles formas de onda $s_i(t)$, $i=1, 2, \dots, M$ con

$M=2$. Como ya hemos visto, el canal por el cual se transmite el mensaje tiene un ruido, el cual es aditivo, blanco y gaussiano (AWGN), por lo que en el extremo receptor tenemos que la señal recibida es $s_i(t)+n(t)$, donde $n(t)$ es el ruido añadido a la señal. Analizando el caso particular de una señal binaria, tenemos que las dos posibles formas de onda recibidas son:

$s_1(t)+n(t)$ para el caso de un 0 binario
 $s_2(t)+n(t)$ para el caso de un 1 binario

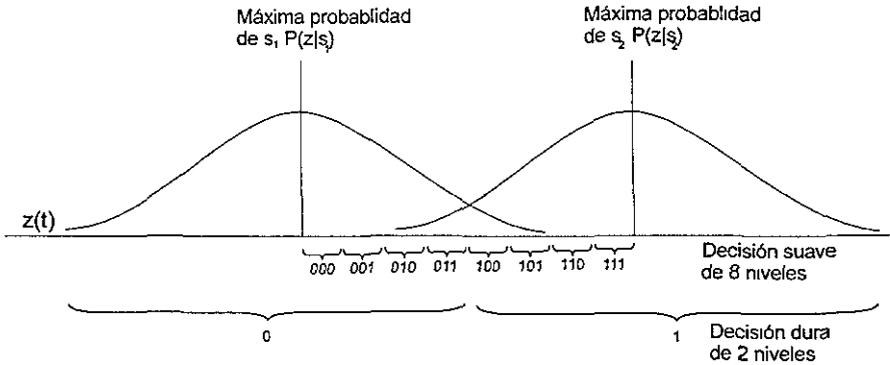
Si fijamos los niveles correspondientes a la señal a la salida del filtro acoplado un valor a_1 y el valor $n(t)$ del ruido también a la salida a n_0 , nuestra señal ahora oscila entre el valor a_1 mas o menos el valor n_0 del ruido y como es ruido AWGN, tenemos entonces que la señal es una variable aleatoria gaussiana con media a_1 o a_2 y desviación n_0 . Hablamos entonces de probabilidades condicionales:

$P(z|s_1)$ y $P(z|s_2)$

El demodulador convierte esta serie de variables aleatorias en una secuencia Z , y la pasa al decodificador. El demodulador puede configurarse para hacer esta detección de distintas maneras; puede ser configurado para hacer esta detección de manera firme o dura "hard" de modo que $z(t)$ tenga solamente dos posibles valores, 1 o 0; o puede ser configurado para hacer que $z(t)$ tenga un valor cuantizado o de mas valores (usualmente 8). Es en este caso, cuando el nivel de cuantización a la salida del demodulador es mayor a 2, la demodulación es llamada demodulación con decisión suave, o "soft".

En la figura 3.6 vemos las funciones de probabilidad de $P(z|s_1)$ y de $P(z|s_2)$, además de los niveles de decisión dura y de decisión suave de 8 niveles.

Figura 3.6
 Decisiones dura y suave



La decisión suave nos da mayor información acerca de la señal recibida. Por ejemplo, con decisión suave de 8 niveles, 000 nos dice que el bit recibido es muy probablemente 0, o 111 nos dice que muy probablemente fue un 1, mientras que un nivel 101 nos dice que la probabilidad de que sea 1 ya no es tan alta. Podemos decir entonces que la decisión suave nos da mayor información acerca de la probabilidad de ocurrencia de alguno de los dos posibles valores.

La idea de la decisión suave es dar mayor información al decodificador de modo de poder reconstruir con mayor certeza la secuencia original. Trae consigo una mejora en la relación señal a ruido dada una cierta probabilidad de error.

La decisión suave de 8 niveles otorga una mejora del orden de 2 dB en la relación señal a ruido, mientras que un aumento en el número de niveles (señal analógica, cuando el número de niveles tiende a infinito) apenas trae como mejora 2.2 dB en la relación señal a ruido, por lo cual no es ventajoso usar mas de 8 niveles para la decisión suave.

La decisión suave tiene la ventaja de que, para decodificación mediante el diagrama de enrejado trellis, solamente es necesario hacer algunas operaciones extra, la complejidad del decodificador no aumenta considerablemente.

3.3.2 Algoritmo de Viterbi

Descubierto y analizado por Andrew Viterbi en 1967 y propuesto como una solución para la decodificación de códigos convolutivos; más tarde, Omura demostró que este algoritmo desarrolla la decodificación con máxima verosimilitud. Entonces, el algoritmo de Viterbi representa una opción cuando se desea minimizar la probabilidad de error, ya que compara la veracidad o certeza en cada uno de los cambios de estado posibles y decide cual de estos tienen mayor probabilidad de ocurrencia.

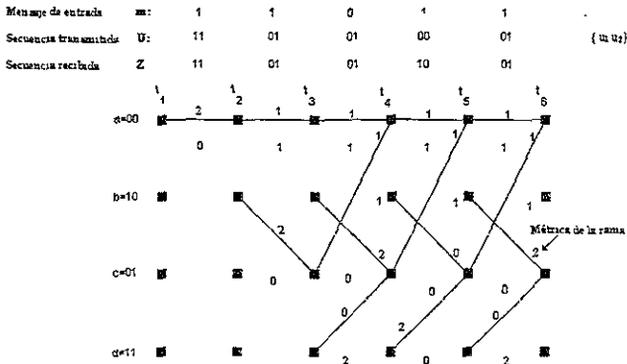
El algoritmo de Viterbi puede ser visto como un algoritmo que encuentra la mejor ruta a través del enrejado trellis y por consiguiente la ruta más probable, dada una cierta serie de observaciones, este algoritmo usa una serie de medidas asociadas con los símbolos observados y las transiciones en el diagrama de estados. Estas medidas o métricas son usadas para evaluar las distintas rutas a través del enrejado trellis y usadas por el algoritmo para decidir la ruta seguida con la mayor verosimilitud acorde a las observaciones de los símbolos [8].

Para poder comprender mas fácilmente el algoritmo de Viterbi es necesario explicarlo mediante un ejemplo. Para efectos de simplicidad, consideremos un canal binario simétrico (un canal binario simétrico es aquel en que los símbolos son binarios tanto en la entrada como en la salida, y las probabilidades de error $P(0|1)$, $P(1|0)$ son iguales). Por lo tanto, la distancia de Hamming es la medida a considerar.

Es mas sencillo de comprender este algoritmo observando la figura 3.7, correspondiente a un enrejado trellis, el cual se ha modificado para efectos de decodificación pero corresponde al ejemplo del codificador de la figura 3.1. La figura 3.7 muestra un mensaje m a ser codificado, su correspondiente codificación U o salida secuencial del codificador dado el mensaje m , y por último, la secuencia recibida Z , la cual ha sido corrompida por el ruido AGWN. Dentro del enrejado trellis se observa que, cada rama en lugar de estar etiquetada con la salida actual del codificador, posee un número el cual indica el número de bits distintos entre el mensaje codificado y la secuencia recibida (distancia de Hamming). Dicho de otra manera, el enrejado muestra en un tiempo t , determinado, la métrica de cada rama o la diferencia que existe entre la salida secuencial del codificador y la secuencia recibida corrompida en el extremo receptor. Ese número de bits distintos es conocido como la distancia de Hamming [1], entre la secuencia recibida y la secuencia generada en el enrejado.

Figura 3.7

Diagrama de decodificación enrejado trellis



Las métricas en cada rama del decodificador son calculadas de manera instantánea. El decodificador al igual que el codificador conoce la salida en un tiempo t_i conociendo el estado actual y cualquiera de las dos posibles entradas. En el enrejado trellis, si dos rutas cualesquiera coinciden en un estado en particular, una de ellas se elimina en la búsqueda de una ruta óptima, aquella cuya distancia de Hamming sea mayor.

En el instante t_i , existen 2^{K-1} estados en el enrejado es posible llegar a cada uno de esos estados por dos caminos. La decodificación de Viterbi consiste en calcular las métricas de ambas rutas y eliminar aquella ruta con el mayor peso o métrica. Este proceso se realiza para cada nodo en cada instante de tiempo. Si se llega a un estado en donde ambas rutas poseen igual métrica, se elige una de ellas de manera aleatoria y se descarta la restante.

Para decidir sobre la secuencia más verosímil, las métricas de los instantes t_i de un camino dado en el enrejado se suman, al final del algoritmo se comparan estas diferentes métricas acumuladas, escogiendo aquel camino cuya métrica acumulada sea la menor. Este camino, indica el camino del enrejado más cercano a la secuencia recibida con ruido y permite la corrección de los errores, dado que el camino generado en el enrejado está libre de errores

Como es de suponerse, para la decodificación, la capacidad de almacenamiento requerida crece de manera exponencial con el valor de K . Para un código de tasa $1/n$, es necesario almacenar 2^{K-1} rutas después de cada paso en la decodificación (2^{K-1} nodos en el enrejado = 2^{K-1} posibles estados en el codificador). Si analizamos las rutas, veremos que todas ellas en un determinado momento tendrán el mismo origen, es decir, los primeros bits serán iguales en todas ellas.

De lo anterior se intuye que un decodificador debe contener un indicador marcando hasta que punto las rutas en el enrejado trellis poseen un mismo origen. Dicho indicador, o la cantidad de almacenaje requerido u , se define como:

$$u = h2^{K-1}$$

En donde h simboliza la longitud de la historia de las rutas por estado (es decir, la longitud del recorrido realizado por cada ruta en cada nodo). Se ha demostrado que, con un valor de h entre 4 y 5 veces el valor de K (longitud de restricción, o número de bits sobre los cuales un simple bit de información tiene influencia para la salida) es suficiente para tener una decodificación muy cercana a la óptima.

Capítulo 4 Principio de los códigos convolutivos perforados y su desempeño

4.1 Descripción

Los códigos convolutivos representan una de las técnicas más poderosas para la corrección de errores dentro de las secuencias estructuradas (codificación de canal) y son ampliamente usados en sistemas de comunicaciones. Desafortunadamente, el uso de estos códigos está limitado, por cuestiones de complejidad, a tasas de codificación bajas (i. e. $1/2$, $1/3$, etc.) o bien para tasas de codificación altas (i.e. $5/6$, $7/8$, etc.) pero con longitud de restricción baja. Ahora bien, para muchas aplicaciones, existe una gran demanda en el aumento de la tasa de transmisión de datos existente, tal como sucede en los canales inalámbricos, el ancho de banda disponible es muy importante y no es posible o recomendable aumentar demasiado el ancho de banda en la codificación con el uso de códigos de tasa de codificación baja.

Para poder mantener un canal inalámbrico con suficiente capacidad y eficiencia, se hace necesario el uso de códigos convolutivos de tasa alta, pero cuya decodificación puede resultar muy compleja, ya que para una longitud regular de memoria m y códigos convolutivos de tasa k/n , la correspondiente decodificación de Viterbi se volverá más compleja mientras k se incrementa, esto a partir de que existen 2^k ramas de entrada para cada uno de los 2^m estados. Esto es, para la duración de k bits de información se deben realizar 2^k sumas y 2^k comparaciones para cada uno de los 2^m estados [9].

Para simplificar la decodificación de Viterbi de códigos de tasa alta, se sugiere el uso de estructuras particulares de códigos de tasa alta, los cuales son equivalentes a perforar códigos de tasa $1/n$. Es así como surgen en 1979 los códigos convolutivos perforados, una solución al problema de la limitante en el ancho de banda, para poder aumentar la tasa de los códigos convolutivos [10], por lo tanto sin aumentar su complejidad.

Un código convolutivo perforado es un código con tasa alta obtenida por la eliminación periódica (perforación) de símbolos específicos del código, desde la salida de un codificador de origen, de tasa baja. El código de tasa alta obtenido depende tanto del código de tasa baja, llamado *código original*, como del número y posiciones específicas de los símbolos perforados. El patrón de símbolos perforados es llamado patrón de perforación del código perforado, y es convenientemente descrito en forma matricial, por una matriz llamada "*matriz de perforación*".

Si se construye un código perforado convolutivo de tasa alta $R=k/n$ dado un código original de cualquier tasa baja $R = 1/n_0$. Para cada conjunto de símbolos del código n_0k , correspondiente a la codificación de k bits de información por el codificador original, un número de símbolos $S = (n_0k - n)$ son eliminados de acuerdo a algún patrón de perforación. La relación resultante es entonces $R = k/(n_0k - S)$, la cual es igual a la tasa deseada $R=k/n$. Por medio de una elección cuidadosa del código original de baja relación y un adecuado patrón de perforación se puede obtener cualquier tasa deseada del código [10].

El codificador convolutivo perforado de tasa $R=k/n$ puede ser visualizado como consistente de un codificador convolutivo de baja tasa $R = 1/n_0$, seguido de un selector de símbolo o de un muestreador, el cual elimina símbolos del código específico de acuerdo a un patrón de perforación dado. El patrón de perforación puede ser expresado como una matriz P teniendo n_0 renglones y k columnas, con únicamente elementos binarios 0's y 1's, correspondientes a: eliminar o conservar respectivamente, el correspondiente símbolo del código del codificador original. Tanto el código

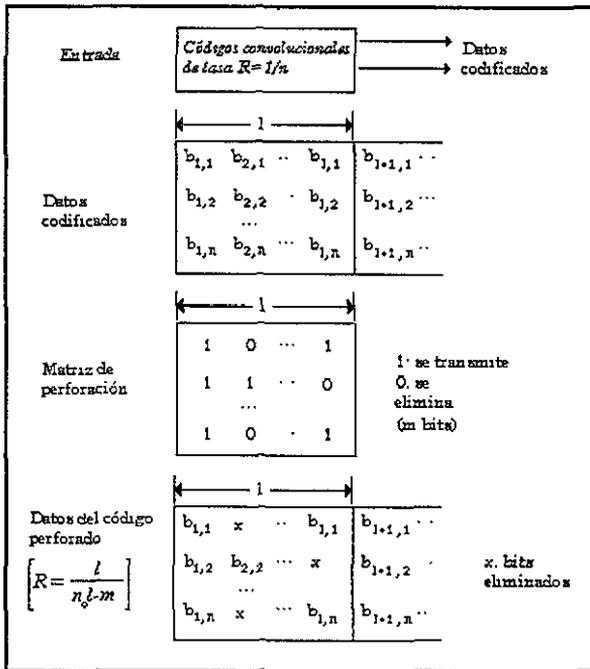
perforado como su tasa pueden ser variados al modificar adecuadamente los elementos de la matriz de perforación

Normalmente, en la literatura de las comunicaciones digitales, las matrices de perforación se definen para 2 renglones solamente (caso particular, $n_0=2$).

De la secuencia original, se eligen m bits de entre l bloques ($2l$ bits) para ser borrados periódicamente acorde al mapa o matriz de perforación, la cual indica las posiciones de los bits a ser borrados. Cuando se elige $m=l-1$ y $l=n-1$ se obtiene un código perforado de tasa $(n-1)/n$. El procedimiento de perforación se explica a detalle en la siguiente sección [12].

Figura 4.1

Pasos a seguir para el perforado de un código original de tasa $R=1/n_0$



4.2 Generación de un código de tasa alta a partir de un código de tasa 1/2

La técnica de codificación perforada es muy atractiva no solamente para simplificar la decodificación de Viterbi para códigos de tasa alta, sino además para poder implementar un codificador - decodificador de Viterbi con tasa variable y seleccionable de manera adaptable. Para propósitos posteriores, es esencial emplear varias tasas de códigos perforados derivados del mismo código original. Los códigos de tasa alta con tasa de $(n-1)/n$ ($n=3,4,\dots,8$ para nuestro análisis) se obtienen de códigos convolutivos de tasa 1/2 bien definidos con máxima distancia libre [13].

Un código convolutivo perforado con una tasa $R=(n-1)/n$ es obtenido por eliminación periódica de bits provenientes de un código de tasa $1/2$ de acuerdo con la matriz de perforación. El código original de tasa $1/2$ con longitud de restricción K es definido por dos polinomios generadores $G^i(D) = g_0^i + g_1^i D + \dots + g_k^i D^k$, $i=\{1,2\}$. El código de tasa $1/2$ es representado por una matriz de $2 \times (k+1)$, llamada matriz binaria G , o matriz generadora [14]:

$$G = \begin{bmatrix} g_0^1 & g_1^1 & g_2^1 & \dots & g_k^1 \\ g_0^2 & g_1^2 & g_2^2 & \dots & g_k^2 \end{bmatrix}$$

La matriz de perforación es representada por una matriz de $2 \times (n-1)$, del tipo:

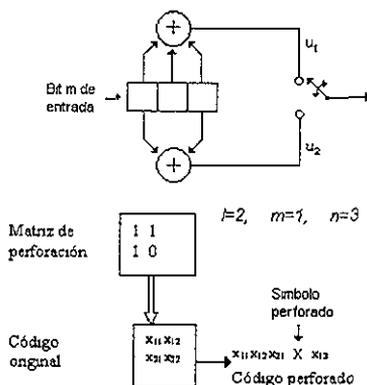
$$\begin{bmatrix} 1 & 1 & \dots & 0 \\ 1 & 0 & \dots & 1 \end{bmatrix}$$

Un codificador convolutivo perforado simple de tasa $R=2/3$ con longitud de restricción $K=3$ es mostrado en la figura 4.2, en donde los bits de salida provienen de un codificador de tasa $R=1/2$, dentro de los bloques de 4 bits codificados, el cuarto bit es eliminado de acuerdo a la matriz de perforación. Los 3 bits restantes de la salida corresponden a 2 bits de información y por lo tanto el código convolutivo es finalmente de tasa $R=2/3$ y es generado a partir de un código convolutivo de tasa $R=1/2$, denotado por (7,5) que es la representación en numeración octal de los polinomios generadores.

Figura 4.2

Codificador convolutivo perforado, $R=2/3$

$$G^1(D) = 1 + D + D^2, G^2(D) = 1 + D^2$$



La figura 4.3 muestra el diagrama de enrejado del codificador de la figura 4.2, en donde la cruz (X) indica el cuarto símbolo, que ha sido perforado. Leyendo dicha malla y comparándola con la malla de la figura 4.4, se observa que la malla de la figura 4.3 corresponde a un código $R=2/3$, $K=3$ y ha sido por lo tanto obtenido a partir de un codificador convolutivo de tasa $1/2$.

Figura 4.3

Enrejado del codificador convolutivo perforado, $R=2/3$, $K=3$

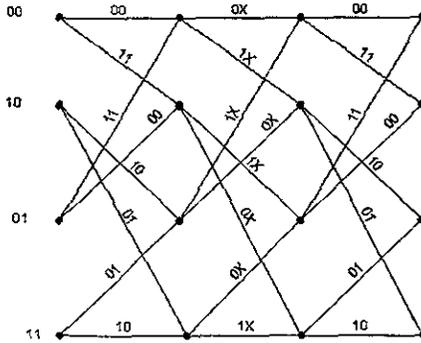
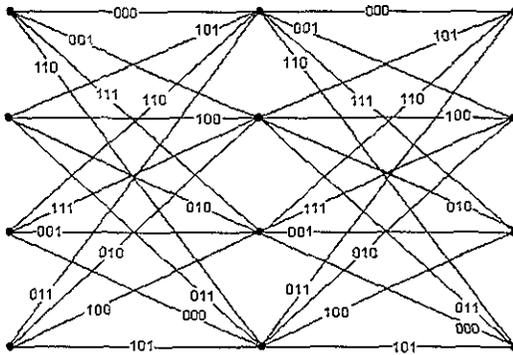


Figura 4.4

Enrejado del codificador convolutivo, $R=2/3$, $K=3$



4.3 Decodificación de Viterbi para códigos convolutivos perforados

Dada una secuencia recibida desde el canal de transmisión, la decodificación de Viterbi consiste esencialmente en comparar la similitud (o métrica) entre una secuencia particular que ha sido transmitida y una secuencia generada en el propio decodificador, calculando la medida de la métrica para cada estado posible del decodificador. Para un código de tasa $R = k/n$, existen 2^k rutas convergentes en cada nodo del enrejado y solo la ruta con la mayor métrica o con la menor distancia es seleccionada en cada nodo. El proceso es repetido para cada estado del decodificador, por lo que claramente, conforme k aumenta, la complejidad de la decodificación aumenta rápidamente.

Ahora para códigos perforados de alta tasa k/n , la decodificación de Viterbi es más compleja que para el código original de baja tasa $1/n_0$, del cual el código perforado fue derivado. La decodificación es desempeñada en la malla o enrejado del código original de tasa baja, donde la única modificación consiste en descartar los incrementos de la métrica correspondiente a los símbolos del

código perforado, dado el patrón de perforación del código, esto puede realizarse insertando datos inútiles en las posiciones correspondientes a los símbolos eliminados del código. En el proceso de decodificación estos datos inútiles son descartados asignándoles el mismo valor de métrica (usualmente cero) sin importar el símbolo de código, 0 o 1. Ya sea para canales "duros" o cuantizados "suaves", este procedimiento en efecto inhibe el cálculo convencional de la métrica para los símbolos perforados.

4.4 Generación de un código convolutivo perforado óptimo.

A diferencia de la búsqueda de códigos convolutivos usuales, la búsqueda de códigos perforados se basa generalmente en la intuición y en prueba y error, en lugar de una construcción estrictamente matemática. Un acercamiento que conduce a buenos resultados se basa en la intuición de que "un buen código genera buenos códigos". Consecuentemente se puede escoger un buen código conocido de memoria m y tasa $R = 1/n_0$ ($R = 1/2, 1/3, 1/4, \dots$) y tratar exhaustivamente todos los patrones posibles de perforación para generar buenos códigos perforados de tasa $R = k/n$ y memoria m . Naturalmente, si se desean familias de códigos de tasa variable, entonces todos los patrones de perforación deben ser aplicados al mismo código de baja tasa.

Obviamente perforar un código reduce su distancia libre d_i , por lo tanto un código perforado no puede alcanzar la distancia libre del código original. Aunque la distancia libre de un código aumenta conforme su tasa disminuye, utilizar el código original con tasa $1/n_0$, menor a $1/2$ no siempre garantiza códigos perforados con grandes distancias libres. Consecuentemente, si se desean buenos resultados y fácil implementación, se recomienda utilizar códigos originales de tasa $1/2$ para generar los códigos perforados con tasa de codificación de la forma $R = (n - 1)/n$, que pueden ser utilizados tanto para decodificación de Viterbi o decodificación secuencial

Hasta ahora, muchos códigos convolutivos perforados buenos, se obtienen en base a un método general de construcción, que incluye los siguientes pasos [13]:

Paso 1

Seleccionar el mejor código convolutivo $(n, 1)$, conociendo la longitud de restricción del código original.

Paso 2

Determinar las matrices de perforación que producirán el mejor código convolutivo perforado para diferentes tasas de codificación.

Aunque se pueden seleccionar códigos perforados con base en su distancia libre únicamente, un método más refinado consiste en determinar el peso del espectro del código perforado (el cual se explicará mas adelante) y posteriormente calcular la probabilidad de bit erróneo (P_{bb}) correspondiente. El código con el mejor desempeño en cuanto a probabilidad de error puede ser seleccionado como el mejor código perforado, asegurando además que no será catastrófico.

Se puede concluir entonces a partir de la elección de un código conocido de tasa baja, que la búsqueda exitosa de un buen código perforado depende de la habilidad de determinar el peso del espectro correspondiente a cada patrón de perforación. Aunque parezca simple, encontrar el peso del espectro de los códigos perforados resulta ser una tarea bastante complicada. Esto es debido al hecho de que aunque el espectro de un código original de baja tasa fuera accesible, el espectro del código perforado no puede ser derivado del mismo. Se tiene que explorar hacia el árbol o malla del código original de baja tasa y aplicar a cada ruta de interés el patrón de perforación. Para los códigos bien conocidos de menor memoria, el procedimiento es cuando mucho un re - descubrimiento de su peso espectral, en cuanto a los códigos de mayor memoria, donde es común

solamente conocer la distancia libre, la determinación de su espectro es algo novedoso. El problema es más complicado aún por el hecho de que al perforar una rama se reduce su peso de Hamming, entonces para obtener un número dado de términos espectrales, un gran número de rutas deben ser exploradas durante una mayor longitud para un código perforado, que para un código usual.

4.5 Evaluación de la probabilidad de error

Podemos evaluar la probabilidad de error P_{eb} por símbolos binarios de información a la salida del decodificador. Suponiendo que se trasmite la secuencia nula, esta probabilidad es igual al número promedio de símbolos binarios de información mal decodificados cuando la ruta sobreviviente en el nodo $a = 00$ no es la ruta "nula". Cada vez que una ruta a la distancia d de la ruta "nula" es elegida como una sobreviviente, el número de símbolos binarios de información mal decodificados es igual al peso de Hamming de la secuencia binaria que hubo que introducirse en la entrada del codificador para recorrer esa ruta incorrecta. De este modo, si $n(d,i)$ representa el número de rutas a la distancia d de la ruta "nula" y correspondiente a una secuencia binaria a la entrada del codificador de peso i , entonces para un código de tasa $R = k/n$, la probabilidad de error P_{eb} puede ser calculada como [15]:

$$P_{eb} \leq \frac{1}{k} \sum_{i=1}^{\infty} \sum_{d=d_f}^{\infty} in(d,i)P(d)$$

siendo además

$$P_{eb} \leq \frac{1}{k} \sum_{d=d_f}^{\infty} w(d)P(d)$$

donde:

$$w(d) = \sum_{i=1}^{\infty} in(d,i)$$

Los coeficientes $w(d)$ pueden ser evaluados utilizando la función de transferencia $T(D,B)$ del código. Se puede demostrar que la función de transferencia, se puede calcular con la serie:

$$T(D,B) = \sum_{i=1}^{\infty} \sum_{d=d_f}^{\infty} n(d,i)D^d B^i$$

El conjunto de los coeficientes $n(d)$ y $w(d)$ es a veces llamado "espectro del código".

Los coeficientes $w(d)$ son obtenidos por medio de un desarrollo en serie de la derivada de la función de transferencia para $B = 1$.

El cálculo del desempeño de un código convolutivo necesita disponer de los coeficientes $w(d)$ (o de su función de transferencia) y de la expresión de la probabilidad $P(d)$.

Por ejemplo, para una transmisión que utiliza una modulación de fase de 2 o 4 estados con recepción coherente, la probabilidad $P(d)$ es igual a:

$$P(d) = \frac{1}{2} \operatorname{erfc} \sqrt{\frac{dRE_b}{N_0}}$$

donde erfc es la función de error complementaria definida por $\operatorname{erfc}(x) = \frac{2}{\sqrt{\pi}} \int_x^{\infty} e^{-u^2} du$

E_b es la energía promedio recibida por el símbolo binario de información, N_0 la densidad espectral unilateral de potencia del ruido y R la tasa o rendimiento del código.

El cálculo de los coeficientes $w(d)$ es generalmente más delicado a realizar y rara vez se realiza a partir de la función de transferencia del código, la cual no es simple de calcular, a menos que su longitud de restricción K sea pequeña (número de estados bajo). En general, los coeficientes $w(d)$ son determinados a partir del diagrama en malla o enrejado del código con la ayuda de un algoritmo apropiado. Estos valores se presentan en las siguientes tablas, para algunos códigos perforados [15].

Tabla 4.1

Código inicial, distancia libre inicial, espectro del código, distancia libre y matriz de perforación para el código convolutivo perforado, tasa 2/3, desde $K=3$ hasta $K=8$

Código convolutivo Inicial		Código convolutivo perforado			
K	G^1 G^2	d_f	P	d_f	$(w_{\text{cpe}}(d), d = d_f, d_f+1, d_f+2, \dots)$
3	5 7	5	$\begin{matrix} 1 & 0 \\ 1 & 1 \end{matrix}$	3	[1 10 54 226 853 3038 10423 34836 114197 368814]
4	15 17	6	$\begin{matrix} 1 & 1 \\ 1 & 0 \end{matrix}$	4	[10 43 200 826 3314 12857 48834 182373 672324 2452626]
5	23 35	7	$\begin{matrix} 1 & 1 \\ 1 & 0 \end{matrix}$	4	[1 0 124 0 2721 0 10659 0 858436 0]
6	53 75	8	$\begin{matrix} 1 & 0 \\ 1 & 1 \end{matrix}$	6	[96 0 1904 0 35936 0 637895 0 10640725 0]
7	133 171	10	$\begin{matrix} 1 & 1 \\ 1 & 0 \end{matrix}$	6	[3 70 285 1276 6160 27128 117019 498835 2103480 7246176]
8	247 371	10	$\begin{matrix} 1 & 0 \\ 1 & 1 \end{matrix}$	7	[47 237 835 3637 17770 76162 322120 1374174 5728731 23756120]

Tabla 4.2

Código inicial, distancia libre inicial, espectro del código, distancia libre y matriz de perforación para el código convolutivo perforado, tasa 3/4, desde $K=3$ hasta $K=8$

Código convolutivo Inicial		Código convolutivo perforado			
K	G^1 G^2	d_f	P	d_f	$(w_{\text{cpe}}(d), d = d_f, d_f+1, d_f+2, \dots)$
3	5 7	5	$\begin{matrix} 1 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 0 \end{matrix}$	3	[15 104 540 2520 11048 46516 190448 763944 30116844 11767416]
4	15 17	6	$\begin{matrix} 1 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 1 \end{matrix}$	4	[124 0 4504 0 124337 0 3059796 0 70674219 0]
5	23 35	7	$\begin{matrix} 1 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 0 \end{matrix}$	3	[1 7 125 936 5915 36580 216612 1246685 7035254 39092197]
6	53 75	8	$\begin{matrix} 1 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 1 \end{matrix}$	4	[3 85 490 3196 20557 123312 724657 4177616 23720184 133193880]
7	133 171	10	$\begin{matrix} 1 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 1 \end{matrix}$	5	[42 201 1492 10469 62935 379546 2252394 13064540 75080308 427474864]
8	247 371	10	$\begin{matrix} 1 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 1 \end{matrix}$	6	[239 0 6029 0 422030 0 14810639 0 492916027 0]

Tabla 4.3

Código inicial, distancia libre inicial, espectro del código, distancia libre y matriz de perforación para el código convolutivo perforado, tasa 4/5, desde K=3 hasta K=8

Código convolutivo inicial			Código convolutivo perforado			
K	G^1 G^2	d_f	P	d_f	$(w_{aps}(d), d = d_f, d_f+1, d_f+2, \dots)$	
3	5 7	5	1 0 1 1 1 1 0 0	2	[1 36 309 2058 12031 65754 344656 1755310 8754128 42966255]	
4	15 17	6	1 0 1 1 1 1 0 0	3	[14 194 1579 11257 76930 502739 3192644 19869572 121718261 736426298]	
5	23 35	7	1 0 1 0 1 1 0 1	3	[11 78 753 6890 51597 384985 2729430 19106443 130719110 884972639]	
6	53 75	8	1 0 0 0 1 1 1 1	4	[40 381 3251 27123 213366 1619672 11986282 87121461 624743990 4429930822]	
7	133 171	10	1 1 1 1 1 0 0 0	4	[12 188 1732 15256 121367 945395 7167584 53348314 391598110 2841623034]	
8	247 371	10	1 0 1 0 1 1 0 1	5	[168 1232 9120 78715 626483 4758224 35612363 263747440 1929003448 13981896228]	

Tabla 4.4

Código inicial, distancia libre inicial, espectro del código, distancia libre y matriz de perforación para el código convolutivo perforado, tasa 5/6, desde K=3 hasta K=8

Código convolutivo inicial			Código convolutivo perforado			
K	G^1 G^2	d_f	P	d_f	$(w_{aps}(d), d = d_f, d_f+1, d_f+2, \dots)$	
3	5 7	5	1 0 1 1 1 1 1 0 0 0	2	[2 111 974 6815 43598 263671 1536563 8724988 48601477 266756150]	
4	15 17	6	1 0 1 0 0 1 1 0 1 1	3	[63 697 6367 52924 415068 3139106 23134480 167262204 1191612583 8390366646]	
5	23 35	7	1 0 1 1 1 1 1 0 0 0	3	[20 265 3248 32299 297308 2629391 22591098 190034783 1572790875 12851680889]	
6	53 75	8	1 0 0 0 0 1 1 1 1 1	4	[100 1592 17441 166331 1591180 14610169 130823755 1152346496 10010105849]	
7	133 171	10	1 1 0 1 0 1 0 1 0 1	4	[92 528 8694 79453 791795 7369628 67809347 609896348 5416272113]	
8	247 371	10	1 1 1 0 0 1 0 0 1 1	4	[7 426 5244 49920 514857 4778988 44915255 406226031]	

Tabla 4.5

Código inicial, distancia libre inicial, espectro del código, distancia libre y matriz de perforación para el código convolutivo perforado, tasa 6/7, desde K=3 hasta K=8

Código convolutivo Inicial			Código convolutivo perforado		
K	G^1	d_r	P	d_r	$(W_{cops}(d), d = d_r, d_r+1, d_r+2, \dots)$
3	5	5	1011111 1100000	2	[5 186 1942 16423 124469 887512 6088910 40664781 266250132 1716932672]
	7				
4	15	6	100011 111100	2	[2 134 1692 18055 175300 1606657 1420184 122382513 1034837866 8623387121]
	17				
5	23	7	101010 110101	3	[69 779 9770 113034 1194050 12064365 118586345 1141256616 10806801614]
	35				
6	53	8	110110 101001	3	[25 475 6302 73643 821775 8787642 91287095 929295661 9315232150]
	75				
7	133	10	111010 100101	3	[5 169 2725 32233 370771 4166922 45364306 482335989 5051496884]
	171				
8	247	10	101001 110110	4	[85 1979 24038 282998 3223546 35485004 382918995 4067590689]
	371				

Tabla 4.6

Código inicial, distancia libre inicial, espectro del código, distancia libre y matriz de perforación para el código convolutivo perforado, tasa 7/8, desde K=3 hasta K=8

Código convolutivo Inicial			Código convolutivo perforado		
K	G^1	d_r	P	d_r	$(W_{cops}(d), d = d_r, d_r+1, d_r+2, \dots)$
3	5	5	1011111 1100000	2	[8 393 4246 37409 302824 2321579 17168357 123795123 876072400 6110610230]
	7				
4	15	6	1000010 1111101	2	[4 219 3448 38538 425919 4296795 42547120 407783791 3849583745 35764760857]
	17				
5	23	7	1010011 1101100	3	[49 1414 21358 283962 3532845 42031788 485541281 5489440675 61053965878]
	35				
6	53	8	1011101 1100010	3	[60 1360 18971 252410 3154347 37992133 446954554 5158103575]
	75				
7	133	10	1111010 1000101	3	[9 500 7437 105707 1402089 17888043 221889258 2699950506]
	171				
8	247	10	1010100 1101011	4	[258 3652 52824 746564 9821512 125392790 1566193345]
	371				

Capítulo 5 Análisis detallado de algunas aplicaciones de códigos convolutivos perforados

5.1 Introducción

En esta sección presentamos el análisis de dos aplicaciones de códigos convolutivos perforados. Los casos de análisis elegidos son los sistemas GSM y televisión de alta definición (HDTV). Cabe mencionar que dentro del análisis de televisión de alta definición, los datos aquí mostrados pueden variar si se consultan fuentes diferentes a las mencionadas en la bibliografía, esto debido a que aún no hay una normatividad bien definida al respecto quedándose en recomendaciones, y en muchas ocasiones cada fabricante posee su propia especificación al respecto.

5.2 Sistemas GSM

Los sistemas GSM (Global System for Mobile Communications) tienen su origen en la idea de los sistemas de radio móvil basados en una estructura de celda, que se concibieron alrededor de 1970 en los laboratorios Bell. Sin embargo, los sistemas celulares no fueron implementados de manera comercial sino hasta la década de los 80's. Durante esa década, se desarrollaron muchos sistemas analógicos celulares, principalmente en Escandinavia y Reino Unido.

En el comienzo de los sistemas celulares, cada país desarrolló su propio sistema, lo cual trajo como consecuencia que:

- El equipo fuese limitado a operar dentro de la región geográfica de cada país
- El mercado para cada equipo móvil era limitado.

Para solucionar estos problemas, la Conferencia Europea de Correo y Telecomunicaciones (CEPT) forma en 1982, el Groupe Spécial Mobile (GSM) para desarrollar un único estándar europeo para sistemas celulares de radio (el acrónimo GSM se convirtió después en Sistemas Globales para Comunicación Móvil). Entre los puntos más importantes de dicho estándar se pueden mencionar:

- Uso eficiente del espectro
- "Roaming" Internacional
- Bajo costo de estaciones base y móviles
- Buena calidad de servicio de voz
- Compatibilidad con otros servicios como ISDN (Red Digital de Servicios Integrados)
- Capaz de soportar nuevos servicios

En 1989 la responsabilidad de las especificaciones GSM pasaron del CEPT al Instituto Europeo de Estándares de Telecomunicaciones (ETSI). La función principal de las especificaciones GSM es describir la funcionalidad y las características de la interfase para cada componente del sistema y dar asesoría para el diseño del sistema.

Dado el éxito de los sistemas GSM, es claro deducir que ya no es solamente un estándar europeo. Los sistemas GSM son planeados e implementados en mas de 100 países en todo el mundo (cuentan con mas de 70 millones de usuarios).

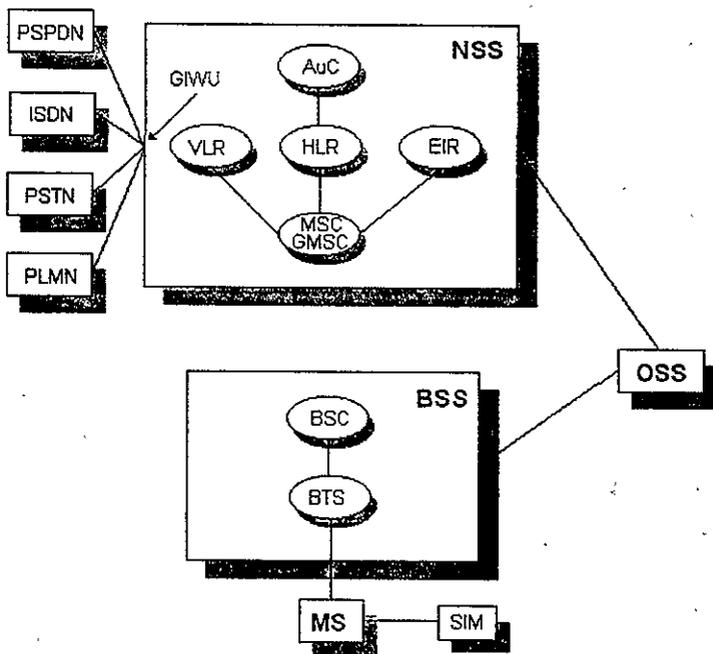
5.2.1 Arquitectura de una red para un sistema Global de Comunicaciones Móviles, GSM

Una red GSM puede ser dividida en 4 partes principales [3]

- ❑ La Estación Móvil (MS)
- ❑ Subsistema de Estación Base (BSS)
- ❑ Subsistema de Red y Conmutación (NSS)
- ❑ Subsistema de Operación y Soporte (OSS)

Figura 5.1

Arquitectura de una red GSM



Estación Móvil (MS)

Consta de dos partes:

- El equipo móvil o terminal.
- El módulo de identidad del suscriptor (SIM); el cual es una pequeña tarjeta que identifica la terminal y contiene toda la información del usuario.

Subsistema de la Estación Base (BSS)

Conecta la estación móvil con el subsistema de red y conmutación, encargado de la transmisión y recepción. Consta de dos partes:

- Estación base (BTS); que corresponde a lo relacionado con las antenas y los transmisores usados en cada tipo de célula.
- Controlador de estación base (BSC), el cual controla un grupo de estaciones base.

Subsistema de Red y Conmutación (NSS)

Su función principal es administrar las comunicaciones entre usuarios del sistema, usuarios de la red ISDN, etc. También contiene bases de datos que son necesarias para almacenar información sobre los móviles y poder administrar su movilidad. Consta de 7 elementos que son:

- Centro de Servicios de Conmutación del Móvil (MSC), parte central del NSS. Desempeña las funciones de conmutación de la red.
- Centro de Servicios de Conmutación Externa (GMSC); sirve como interfase entre la red celular móvil y la RTPC (Red Telefónica Pública Conmutada). Se implementa en la misma máquina que el MSC.
- Registro de Ubicación de Locales (HLR); una muy importante base de datos que almacena información de los móviles pertenecientes al área de cobertura del MSC, también almacena la posición actual del móvil y los servicios a los que tiene acceso.
- Registro de Ubicación de Visitantes (VLR); cuando un usuario llega a un área distinta, esta base de datos pide información del usuario a su HLR, de modo que el usuario tenga los mismos servicios que en su HLR.
- Centro de Autenticación (AuC); este es un registro que es usado para propósitos de seguridad, provee los parámetros necesarios para la autenticación y encriptación, usados para verificar la identidad del usuario.
- Registro de Identidad del Equipo (EIR); es otro registro que contiene información acerca del equipo móvil.
- Unidad de Interconexión GSM (GIWU); esta unidad es una interfase entre varias redes (Red Pública de Datos de Conmutación de Paquetes PSPDN, Red Digital de Servicios Integrados ISDN, Red Telefónica Pública Conmutada PSTN, Red Telefónica para Móviles Terrestres PLMN, etc.) para comunicación de datos.

Subsistema de Operación y Soporte (OSS)

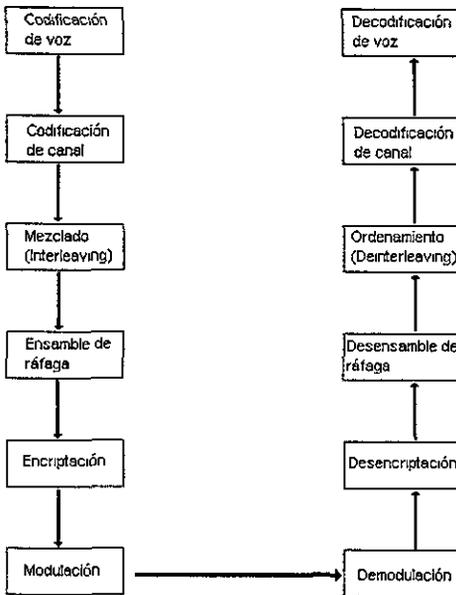
Este subsistema es conectado a los diferentes componentes del NSS y del BCS, de modo de controlar y monitorear el sistema GSM. También se encarga de controlar la carga de tráfico hacia el BSS.

5.2.2 Procesos que se llevan a cabo desde la fuente de información hasta las ondas de radio.

La figura 5.2 nos muestra las diversas operaciones que se desarrollan para pasar de una fuente de información (caso de voz) hasta la transmisión de ondas de radio y viceversa [3].

Figura 5.2

Desde una fuente de voz hasta las ondas de radio



Codificación del canal de voz

Actualmente, la transmisión de voz es el servicio mas importante en los sistemas celulares. El codificador de voz de un sistema GSM debe cumplir con al menos los siguientes requerimientos [16]:

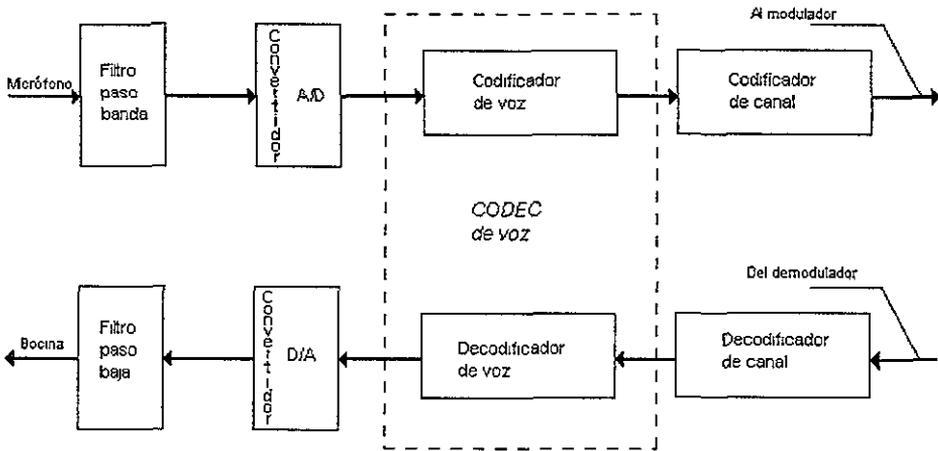
- Proporcionar una buena calidad de voz, por lo menos tan buena en comparación con un sistema celular convencional

- Reducir la redundancia en los sonidos de la voz. Esta reducción es esencial dada la limitante de ancho de banda en el sistema GSM.
- Su complejidad no debe ser muy alta, ya que una alta complejidad significa alto costo.

La figura 5.3 muestra los componentes necesarios para la codificación de voz dentro del módulo correspondiente a la codificación.

Figura 5.3

Procesos para la codificación de voz en sistemas GSM



La señal es muestreada por un convertidor analógico digital (A/D) de 13 bits a una frecuencia de muestreo de 8 kHz. Entonces, en el sistema GSM, el convertidor entrega datos a una tasa de $8,000 \times 13 \text{ bits/s} = 104 \text{ kbits/s}$. Si se deseara transmitir esa tasa de información sobre el canal inalámbrico, resultaría inoperante por los costos.

El convertidor A/D entrega 160 muestras cada 20 ms. Un primer análisis de esta serie de muestras proporciona 8 coeficientes de filtrado y una señal de excitación para un filtro digital invariante en el tiempo. Este filtro lo podemos ver como una simulación de la voz humana, los coeficientes del filtrado se pueden comparar con los cambios en las entonaciones que hacemos a las letras y la señal de excitación como el volumen de las mismas.

Estas 160 muestras son divididas en cuatro bloques de 40 muestras cada uno (cada bloque representa un periodo de 5 ms de voz). Cada uno de estos bloques son ordenados nuevamente en cuatro secuencias, en donde la secuencia 1 posee las muestras 1,5,9,13,...,37; la secuencia 2 posee las muestras 2,6,10,14,...,38; la secuencia 3 posee las muestras 3,7,11,15,...,39 y la secuencia 4 posee las muestras 4,8,12,16,...,40. Se elige una secuencia, que es la que posee la mayor cantidad de energía de entre las cuatro que componen a cada bloque, lo cual constituye la primera reducción en los datos a transmitir (Codificación por predicción lineal, LPC y Pulso Regular de Excitación, RPE).

Las cuatro secuencias elegidas son analizadas por una función LTP (Long-term prediction análisis); la cual almacena una secuencia en memoria (permanece 15 ms) y compara las tres restantes con la residente en memoria de modo de transmitir solamente un valor de diferencia entre las secuencias y un apuntador, de modo que el receptor conozca la secuencia que se usa como referencia y los tres valores de diferencia restantes.

Al final de este proceso, el codificador de voz entrega un bloque de 260 bits cada 20 ms, mejor conocido como trama de voz y corresponde a una tasa de transmisión de 13kbits/s. Posteriormente, estos datos son codificados antes de pasar al modulador del transmisor. La codificación de canal añade un poco de redundancia a estos datos de modo que el receptor pueda corregir los errores que hubiese por efectos del medio de transmisión.

Antes de aplicar la codificación de canal, los 260 bits de la trama de voz GSM son divididos en tres diferentes clases de acuerdo a su función e importancia:

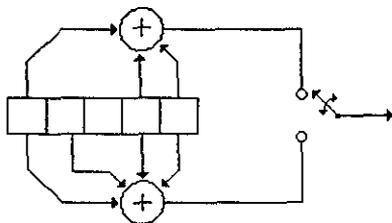
- Clase I: Consta de los primeros 50 bits de la trama de voz y es la mas importante; describe los coeficientes de filtrado, la señal de excitación y otros parámetros.
- Clase II: Consta de los siguientes 132 bits de la trama de voz, son los siguientes en importancia, y contienen información de los parámetros de la función LTP, los valores de diferencia y el apuntador de referencia del RPE (Pulso Regular de Excitación).
- Clase III: Consta de los últimos 78 bits de la trama de voz, contiene los valores del filtro del RPE y son los menores en importancia.

La codificación de canal se realiza de manera distinta para cada clase, ya que diversos experimentos han revelado que la calidad de la voz depende de manera importante de que los bits de clase I estén sin errores, por lo que la codificación usada para cada clase es diferente, dependiendo de su importancia.

Primero los bits de clase I se codifican cíclicamente con un código CRC (Código de Redundancia Cíclica) añadiendo 3 bits de chequeo de paridad; posteriormente se unen los bits de clase I y II (junto con los 3 bits de redundancia) y se codifican con un código convolutivo de tasa $R=1/2$ y $K=5$, el cual se muestra en la siguiente figura.

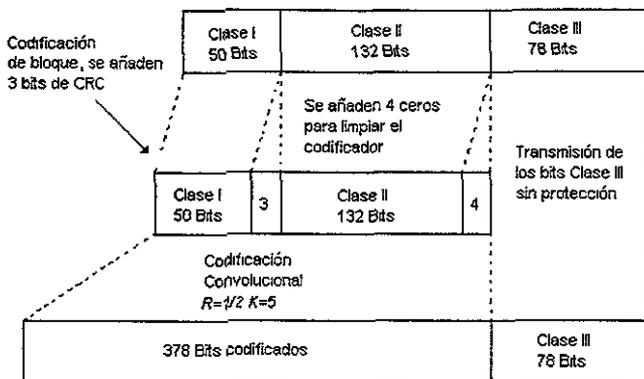
Figura 5.4

Codificador Convolutivo



Finalmente, los bits de clase III son añadidos sin codificación alguna a la salida del codificador y la trama resultante se pasa al modulador.

Figura 5.5
Codificación de la trama de voz completa

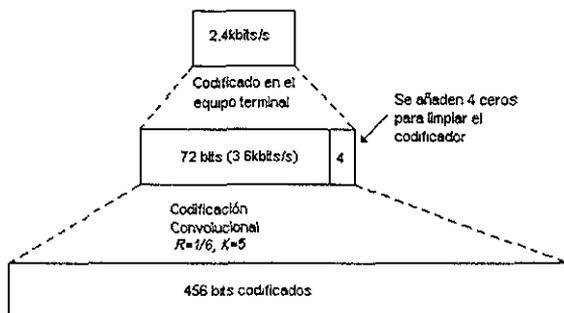


Codificación del canal de datos

La forma en que se codifica el canal de datos difiere de acuerdo a la tasa de transmisión de que se hable; tenemos los siguientes casos:

- Para una tasa de transmisión de 2.4 kbits/s, el equipo terminal lleva a cabo la codificación de bloque, entregando 3.6 kbits/s, los cuales son divididos en bloques de 72 bits a los que se añaden 4 ceros para inicializar el codificador convolutivo ($R=1/6$; $K=5$) el cual transforma esos 76 bits de entrada en 456 bits codificados.

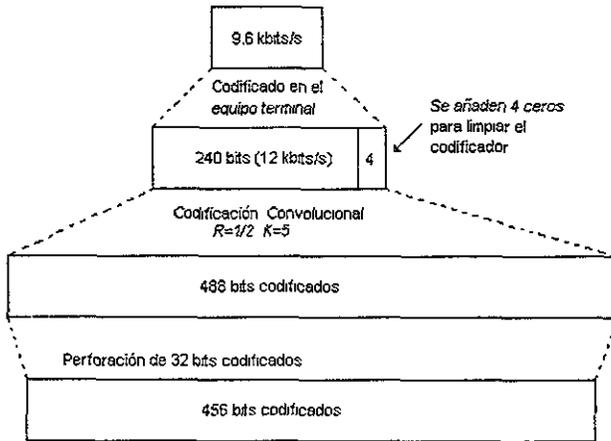
Figura 5.6
Codificación del canal de datos, tasa de 2.4kbits/s



- Para una tasa de transmisión de 9.6 kbits/s, el equipo terminal lleva a cabo la codificación de bloque, entregando 12 kbits/s, los cuales son divididos en 4 bloques de 60 bits para un total de 240 bits a los que se añaden 4 ceros para inicializar el codificador convolutivo ($R=1/2$; $K=5$ mismo que para la codificación del canal de voz) el cual transforma esos 244 bits de entrada en 488 bits codificados. La salida del codificador es perforada de modo de obtener solamente 456 bits codificados.

Figura 5.7

Codificación del canal de datos, tasa de 9.6kbits/s



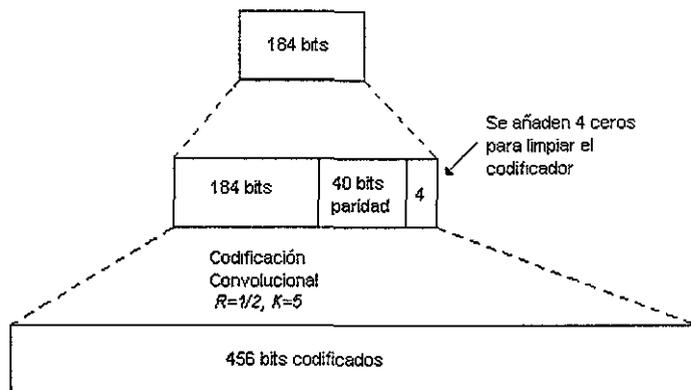
Codificación del canal de señalización

El canal de señalización es el más importante dentro del sistema GSM.

- Este canal posee un máximo de 184 bits, todos poseen la misma importancia por lo que no se hace una división por clases. La codificación se divide en dos pasos; el primero de ellos utiliza una codificación de bloque, añadiendo 40 bits de paridad y 4 ceros para inicializar el codificador, resultando en 228 bits codificados. El segundo paso involucra un código convolutivo con $R=1/2$, $K=5$ y se añaden 4 ceros a los 228 bits para inicializar el codificador. El codificador entrega entonces un total de 456 bits codificados.

Figura 5.8

Codificación del canal de señalización



5.3 Televisión de alta definición, HDTV

5.3.1 Introducción

Las investigaciones sobre la Televisión de Alta Definición HDTV comienzan en Japón en el año de 1968, gastando 1 billón de dólares absorbido por las compañías electrónicas y el gobierno, resultando el sistema llamado MUSE (Múltiple Sub System Nyquist Encoded), utilizando una compresión digital y transmisión analógica por satélite directa a los consumidores. Su señal ocupaba 2 canales de 6MHz.

Emulando a su contraparte japonesa, la FCC (Federal Communication Comision) se dio cuenta de que si EUA no procedía a tener su propio sistema de HDTV perderían millones de dólares, varias compañías norteamericanas respondieron y comenzaron a investigar y desarrollar su propio sistema, para coordinar estos esfuerzos entre las compañías se funda el ATSC (Advanced Television System Commite) en 1982.

Al comenzar había 14 compañías con 14 sistemas diferentes, sin embargo, al pasar el tiempo el número de sistemas se redujo a 4. Estos fueron aprobados por el ATTC (Advanced Television Technology Center), pero ninguno de los cuatro sobresalía de sus competidores. En febrero de 1993 otro organismo de supervisión el ACATS sugirió que los cuatro sistemas que hasta ahora se habían desarrollado se unieran para la conformación de lo que se llama la **Gran Alianza**, en mayo de 1993 sus miembros eran AT&T, General Instruments corporation, The Massachusetts Institute of Technology, Phipps, y Zenith.

Algunas de las ventajas de la Televisión de Alta Definición además de la relación horizontal vertical en la pantalla que pasa de 4:3 a 16:9, se mencionan a continuación:

- El ancho de banda de transmisión es el mismo que en la televisión estándar
- Por un mismo canal se pueden transmitir múltiples canales de la televisión estándar
- El Audio es con calidad de CD y con varios tipos de sonido (mono, estéreo, home theatre, SAP), y es posible tener varios idiomas.
- También se puede contar con "close caption" o tele texto
- Varios puntos de vista simultaneo en un evento deportivo
- Compatibilidad con sistemas de cine
- Compatibilidad con computadoras personales
- Compatibilidad con sistemas como WEBTV
- Es posible tener servicio de acceso a Internet
- Juegos interactivos
- Tele banca
- Tele educación
- Es viable transmitir los canales por varios medios (Internet, cable, aire, satélite, microondas)
- Servicios de pago por evento
- Optimización del canal
- Calidad de tipo cine
- Con menor potencia que la TV estándar se cubre la misma zona.

Para comprender como funciona la TV digital, podemos empezar por decir que sus sistemas de audio y video están basados en la depuración de la información a transmitir, es decir no envía información que el ser humano no puede percibir; y envía sólo la que es viable notar dada su percepción por los sistemas de audición y visión humanos, por ejemplo:

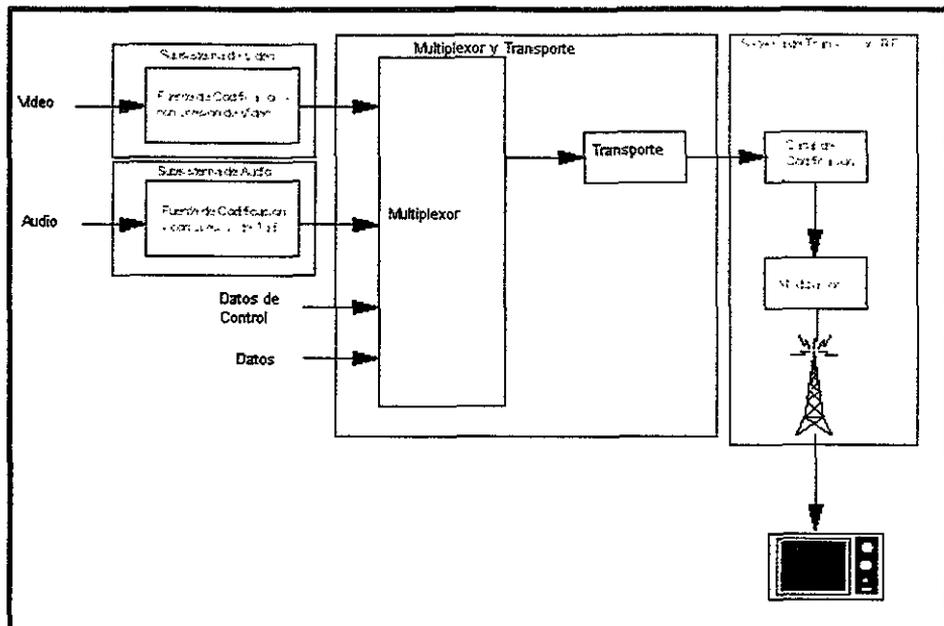
En el audio, el oído humano sólo percibe sonidos en el umbral de 20 Hz a 20 kHz; entonces todo sonido fuera de este umbral no es necesario transmitirlo. O cuando hay gran variedad de sonidos con diferente nivel el oído humano sólo percibe el más intenso.

De manera similar pasa con el video: el ser humano no puede percibir la diferencia entre un objeto que mida 1 m y uno que mida 1.1m, a menos que se encuentren relativamente cercanos al observador. A este efecto se le llama enmascaramiento, también conocido como el principio de la no-redundancia.

Los sistemas de transmisión de video y audio tienen formatos específicos, los cuales se describirán en breve. El sistema de compresión para video se denomina MPEG2 (Motion Pictures Experts Group) y el de audio Dolby AC-3.

En la figura 5.9 se presenta el esquema de un sistema de televisión Digital transmitido por tierra, propuesto por la ATSC [17]

Figura 5.9
Sistema de Televisión Digital



5.3.2 Video

MPEG2 es en realidad una familia de sistemas capaces de proporcionar imágenes y sonidos para receptores de consumo, con una calidad que puede ir desde LTDV (Low Definition Television) hasta HDTV, MPEG solo define la sintaxis del flujo binario y el proceso de decodificación, mientras que los algoritmos de codificación quedan abiertos a posibles mejoras. A continuación se mencionan algunas características de los algoritmos utilizados en los sistemas de compresión MPEG.

Estimación de movimiento

El algoritmo de compresión depende de crear una estimación de la imagen a comprimir, es decir teniendo una imagen anterior a la que se va a comprimir se le resta la información sin cambio, entonces en teoría no necesitamos enviar mucha información si estas dos son muy parecidas, es como si los pixeles solo se reordenaran, de hecho si la predicción es perfecta la diferencia debe ser cero, en caso de que los pixeles sean diferentes es necesario transmitir esa información.

Velocidad de muestreo

Para el formato americano ATSC de 1080 líneas, con 1125 de líneas totales por cuadro y 2200 muestras, la velocidad de muestreo debe ser 74.25MHz para 30 cuadros por segundo.

5.3.3 Audio

El audio en la televisión digital se basa en la compresión digital del audio AC-3 estándar, con algunas limitaciones en las relaciones de bit, de muestreo, y el modo de codificar. Su algoritmo de decodificación se fundamenta principalmente en la percepción del oído humano con dos fenómenos básicos: La curva de sensibilidad y el fenómeno de enmascaramiento.

Para empezar no se codificarán los sonidos que no estén dentro del umbral del oído humano; así eliminamos información que no es necesario transmitir. La frecuencia de muestreo en la televisión digital para el audio es de 48kHz.

Codificación

Se emplea el formato PCM. En esta codificación se muestrea la señal analógica 48000 veces por segundo en 16 bits, consiguiendo una gama dinámica de 96dB. Pero esto crea demasiados datos para un sistema multicanal, por ello se recurre al sistema Dolby digital AC-3 que reduce la cantidad de información sin restar calidad al sonido.

Dolby AC-3

Para lograr almacenar 5.1 canales AC-3 (izquierdo, derecho, central, "surround" izquierdo, "surround" derecho, con "subwoofer" opcional) se varía la velocidad de transmisión instantáneamente en función de la frecuencia, para controlar la resolución en la banda sonora; usando algoritmos más complejos se calcula la distribución óptima de los bits sin degradación audible; esto se logra por filtrado digital y enmascaramiento. En el filtrado digital la información es fragmentada en 256 bandas de frecuencia de 12dB por octava. Llevando la información por varios filtros pasa banda (agudos y graves); para cada uno de los 5.1 canales, suprimiendo la mayoría del ruido y limitando la respuesta en frecuencia.

El codificador de audio es el responsable de generar la cadena elemental de audio, la cual es codificada y finalmente enviada al subsistema de transporte .

5.3.4 Sistema de transmisión de video, audio y datos

La transmisión se refiere al canal de codificación y modulación. El codificador toma el flujo de bits de datos y le suma información adicional para uso del receptor.

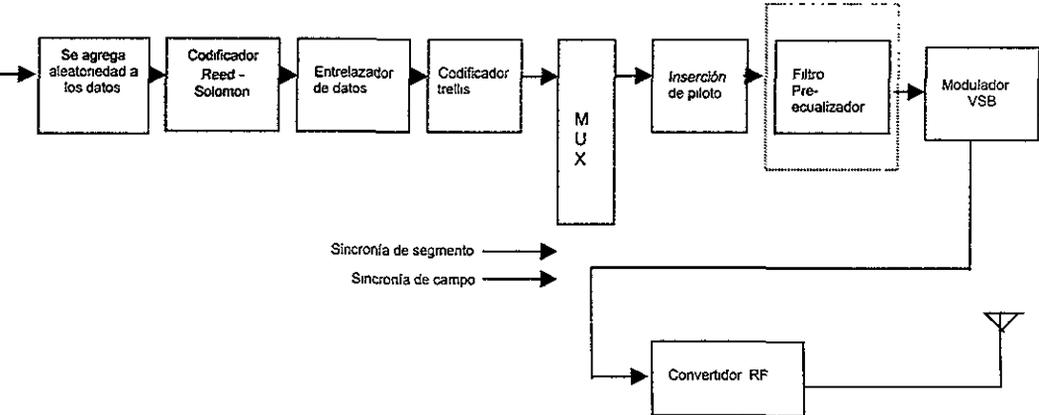
El subsistema de modulación ofrece dos modalidades: el terrestre y el de alta cantidad de datos. Los dos comparten los siguientes parámetros:

- El piloto
- Estructura de trama
- Entrelazador
- Codificador Reed-Solomon
- Codificado de Trellis

La terrestre esta optimizada para dar servicio en un área máxima determinada, soportando una señal de ATV en un canal de 6MHz

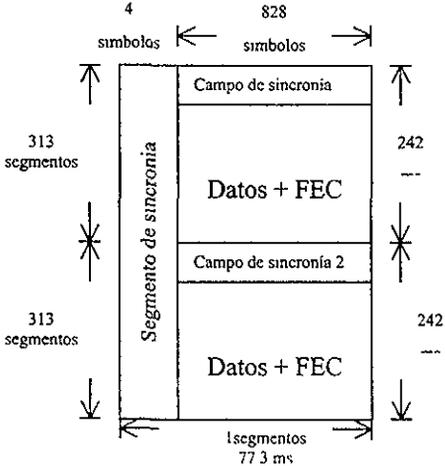
El modo terrestre también es conocido como 8 VSB (banda lateral residual), el cual soporta una velocidad de 19.28Mbps en un canal de 6MHz. La siguiente figura es el diagrama a bloques del transmisor 8 VSB. Su entrada es la salida del subsistema de transporte, que es una cadena de datos seriales a 19.28Mbps. En la Figura 5.10 se muestra un esquema de un sistema de transmisión.

Figura 5.10
Sistema de Transmisión 8 VSB



En la transmisión de datos cada trama consiste en dos campos de información, cada uno con 313 segmentos de datos. El primero tiene una señal de sincronización única e incluye la secuencia usada por el ecualizador en el receptor. Cada uno de los 313 segmentos contiene un paquete de transporte con 188 bytes y 832 símbolos. En la Figura 5.11 se muestra un esquema de una trama de datos utilizada en la transmisión.

Figura 5.11
Trama de datos

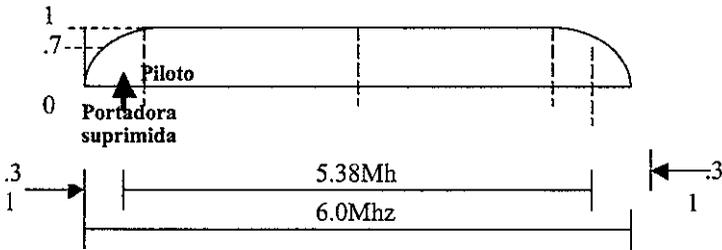


Los primeros 4 símbolos se transmiten en forma binaria y entregan el segmento de sincronización y la sincronía del byte. Los 828 restantes se transmiten como señales de 8 niveles y por esto constan de 3 bits por símbolo para un total de 2484 bits.

Estas dos clases de símbolos combinados deben ser usados para crear una sola señal con portadora suprimida. Antes de transmitirse, una gran parte de la banda lateral baja debe ser removida. Resultando un espectro plano excepto en las orillas de la banda. Su portadora tiene una frecuencia de 310kHz, además un piloto debe ser sumado a la señal. En la Figura 5.12 se muestra la trama con la banda lateral suprimida y el piloto añadido.

Figura 5.12

Trama con la banda lateral suprimida



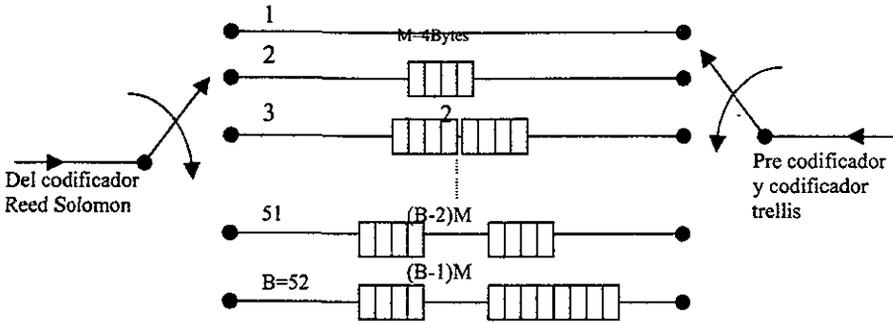
Codificador de Reed-Solomon.

El bloque de datos del RS tiene un tamaño de 187 bytes, con 20 bytes de paridad añadidos para la corrección de errores. Un bloque RS tiene un tamaño total de 207 bytes, el cual es transmitido por cada segmento de datos. Por medio de bits seriales, el bit más significativo es el primer bit de la señal y los 20 bytes de paridad son enviados al final del segmento.

5.3.5 Entrelazado

El entrelazado empleado para el modo 8VSB debe ser un byte, utilizando un entrelazador convolutivo de 52 segmentos de datos. El entrelazado es provisto para una profundidad de campo de datos (4ms). Solamente los bytes de datos serán entrelazados, el entrelazador deberá ser sincronizado con el primer byte de datos, también se realiza entrelazado intrasegmento para mejorar el proceso de código "trellis"; en la siguiente figura se ve el entrelazador convolutivo.

Figura 5.13
Entrelazado convolutivo

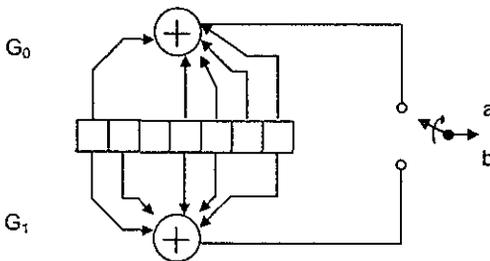


5.3.6 Codificador "Trellis"

El bloque de codificador "Trellis" se refiere a un codificador convolutivo. En este código no existe un estándar establecido para su codificación por lo que se le ha denominado código abierto. Esto quiere decir que cada diseñador puede desarrollarlo conforme a sus necesidades. Actualmente se utilizan los códigos convolutivos perforados, debido a que uno de los objetivos de HDTV es aprovechar al máximo el ancho de banda minimizando la cantidad de información enviada.

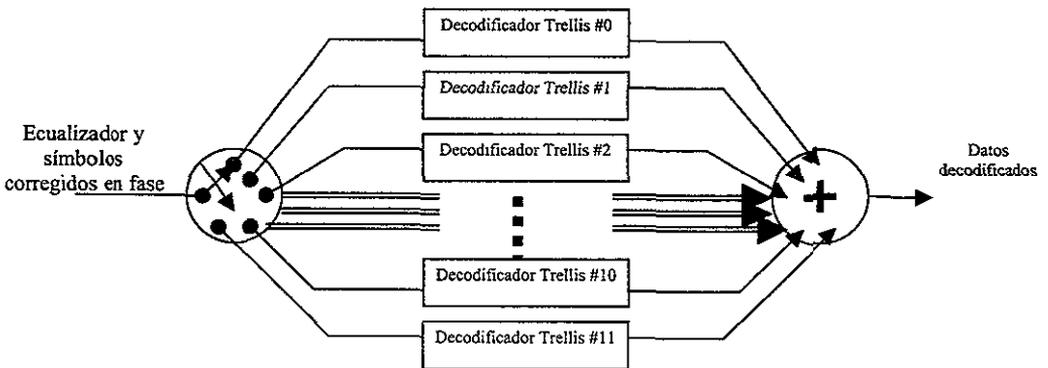
En HDTV es utilizado un código convolutivo perforado con longitud de restricción $K=7$ correspondiente a 64 estados "Trellis" y cuyos polinomios generadores en representación octal son $G_0=171$ y $G_1=133$ y una tasa de codificación de $2/3$, este se muestra en la Figura 5.14.

Figura 5.14
Codificador Convolutivo



Se utilizan 12 codificadores "Trellis" idénticos y precodificadores operando con datos entrelazados. El entrelazador de código es acompañado, de un codificador de los símbolos (0,12,24,36,...) Como un grupo de símbolos (1,13,25,37,...), como un segundo grupo, de los símbolos (2,14,26,38) como un tercer grupo y así sucesivamente hasta un total de 12 grupos. En la figura 5.15 se muestra el esquema de un codificador "Trellis"

Figura 5.15
Codificador Trellis



Resultados y conclusiones

Análisis del desempeño de algunos códigos convolutivos perforados en base a su probabilidad de bit en error

Para este fin, se han realizado programas para PC los cuales están escritos en lenguaje C con el objetivo de llevar a cabo simulaciones de codificación y decodificación con el algoritmo de Viterbi, usando decodificación con decisión "dura" y "suave" de 8 niveles. Para la codificación se utilizan las matrices de perforación y códigos generadores mostrados en las tablas 4.1 a 4.6, para de esta manera tener un codificador – decodificador de tasa variable y seleccionable.

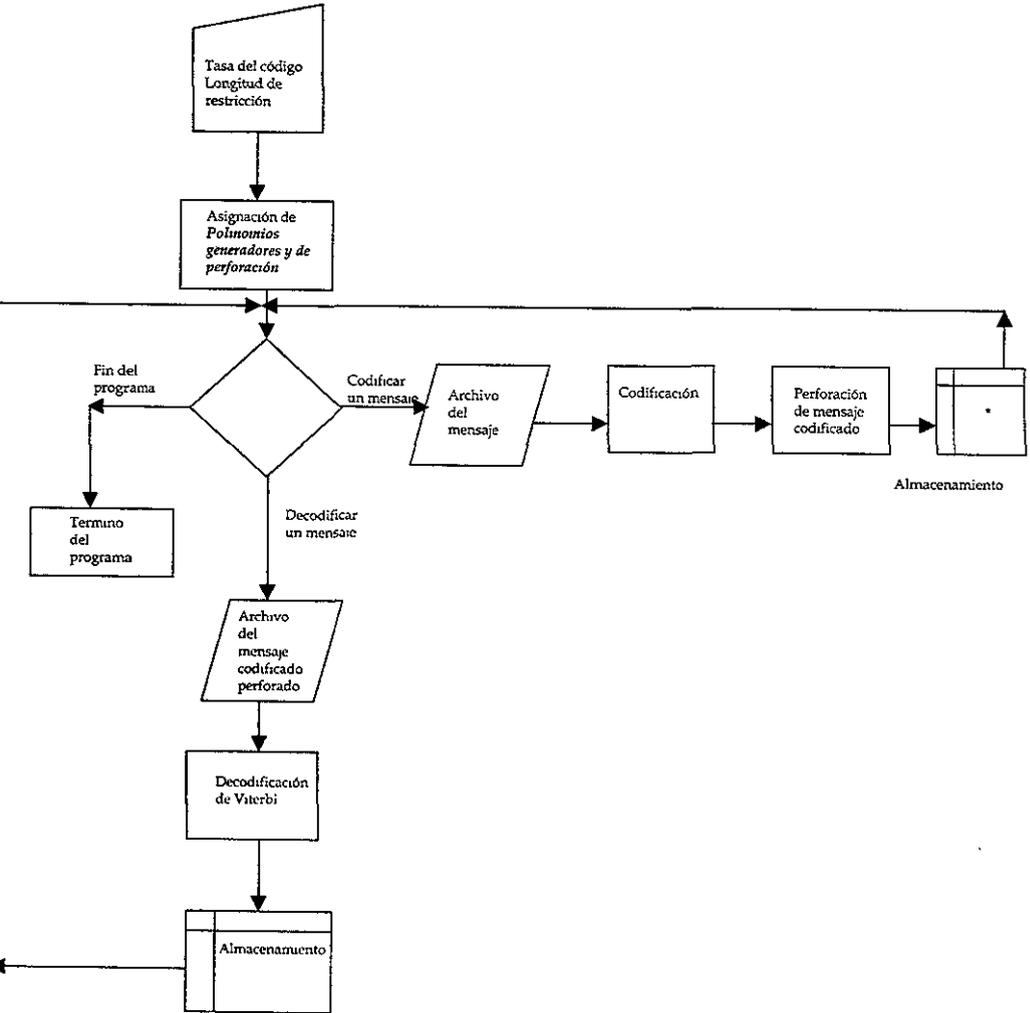
Las gráficas fueron realizadas con la ayuda del programa Matlab, se utilizan las fórmulas del capítulo 4 y se usan los datos de las tablas 4.1 a 4.6 (vectores $w(d)$, los vectores $P(d)$ se obtienen al evaluar la probabilidad de error para una codificación convolutiva perforada, donde d es la distancia libre, por lo que las gráficas se realizan tomando como parámetro la distancia libre de los códigos generadores). De manera general, el funcionamiento de los programas de simulación de codificación – decodificación arriba descritos se menciona a continuación:

- Selección del código generador no sistemático de tasa 1/2
- Selección de la matriz de perforación mediante la elección de la tasa de codificación deseada
- Entrada de datos binarios a codificar
- Almacenamiento de los datos codificados
- Entrada de los datos a decodificar
- Decodificación de los datos
- Almacenamiento de los datos ya decodificados

En la siguiente figura se muestra el diagrama de flujo de los programas de simulación de codificación – decodificación convolutiva.

Figura 1

Diagrama de Flujo del programa de simulación



Las figuras 2,3,4,5 y 6 se realizan utilizando un código generador en común y haciendo variar la matriz de perforación usada, lo que trae como consecuencia que la tasa de codificación varíe. En estas gráficas se puede observar el comportamiento de un código generador base a distintas tasas de codificación.

Las figuras 7,8,9,10,11 y 12 se realizan fijando la matriz de perforación y haciendo variar el código generador base, para de esta manera tener una misma tasa de codificación para diferentes códigos generadores.

Todas las gráficas se obtienen bajo la consideración de una modulación en fase de 2 o de 4 estados (BPSK, QPSK), decisión dura y un canal AWGN.

Figura 2

Tasa de codificación $R=2/3$ a $R=7/8$ y longitud de restricción $K=3$

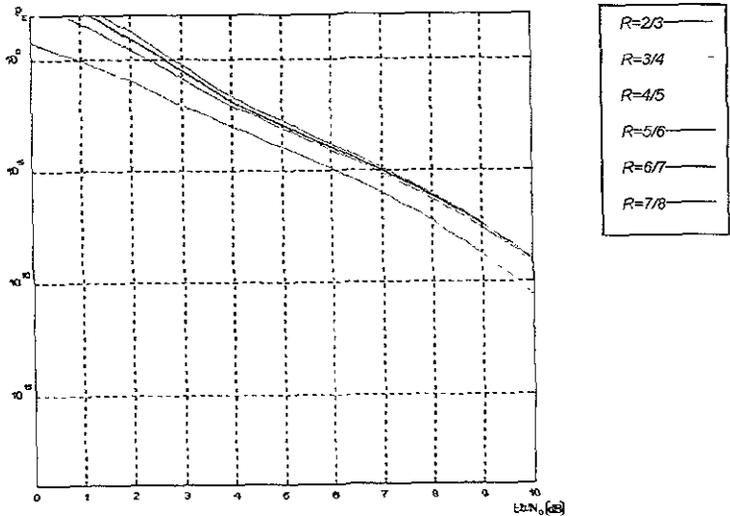


Figura 3

Tasa de codificación $R=2/3$ a $R=7/8$ y longitud de restricción $K=4$

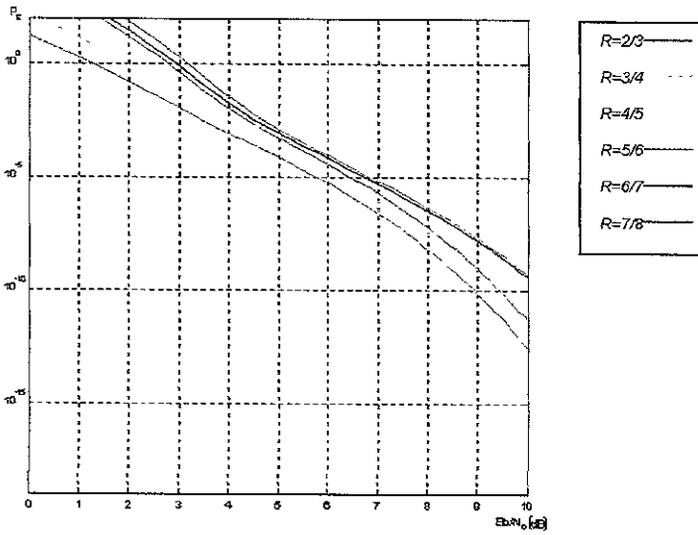


Figura 4

Tasa de codificación $R=2/3$ a $R=7/8$ y longitud de restricción $K=5$

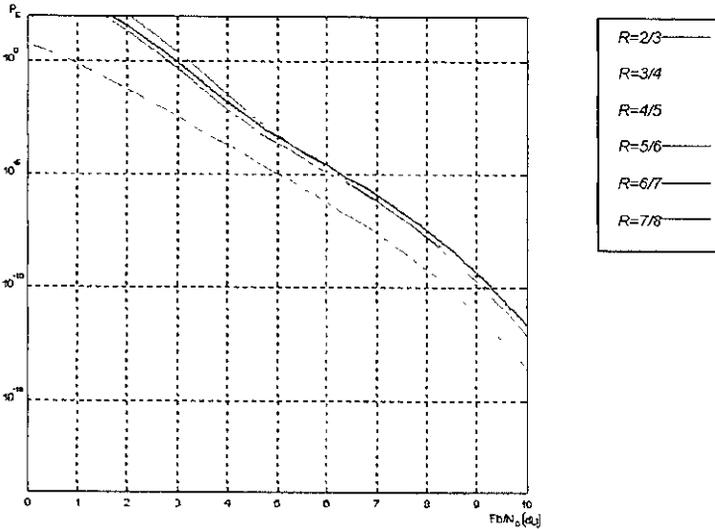


Figura 5

Tasa de codificación $R=2/3$ a $R=7/8$ y longitud de restricción $K=6$

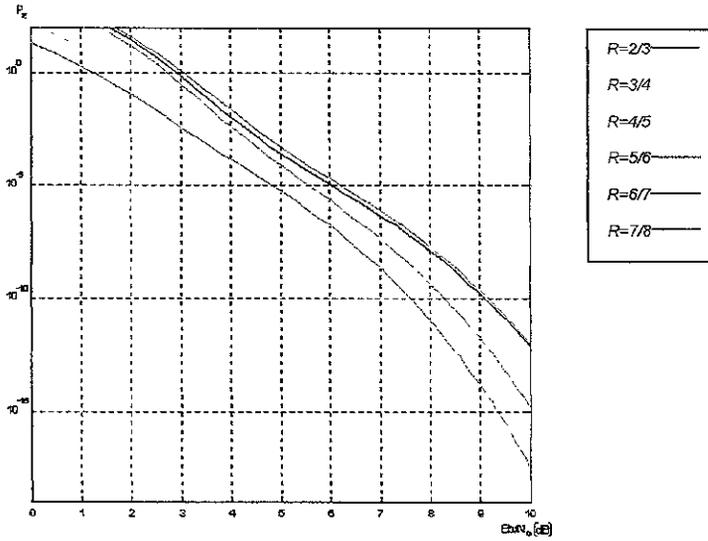


Figura 6

Tasa de codificación $R=2/3$ a $R=7/8$ y longitud de restricción $K=7$

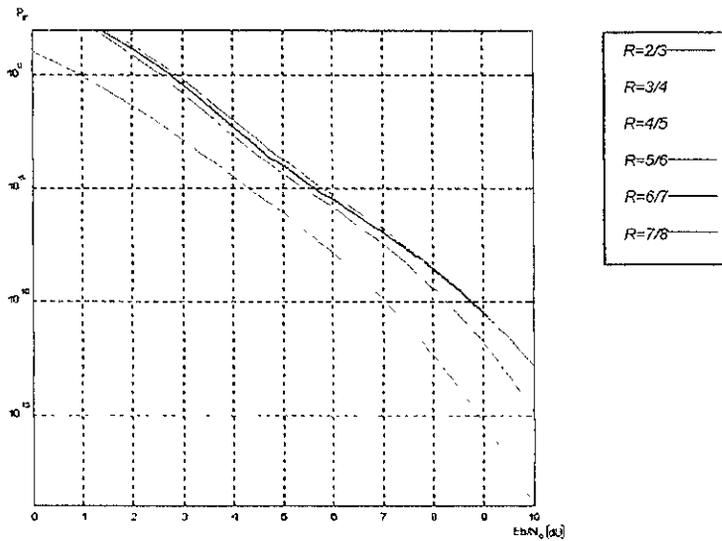


Figura 7

Longitud de restricción $R=2/3$, tasa de codificación $K=3$ a $K=8$

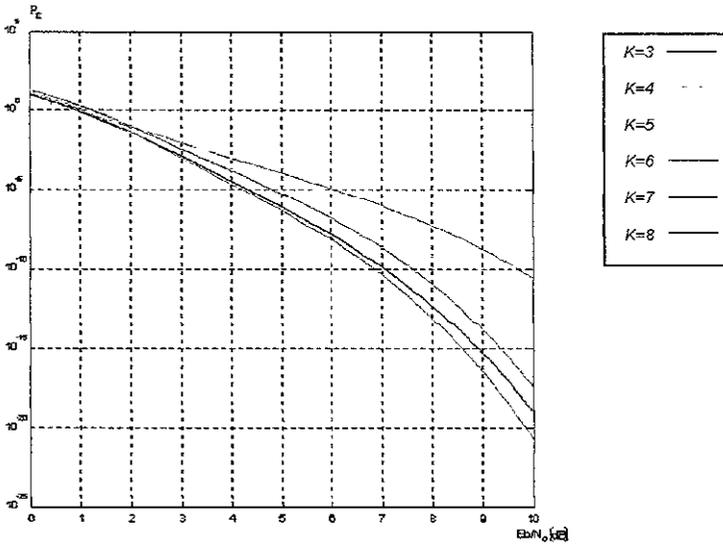
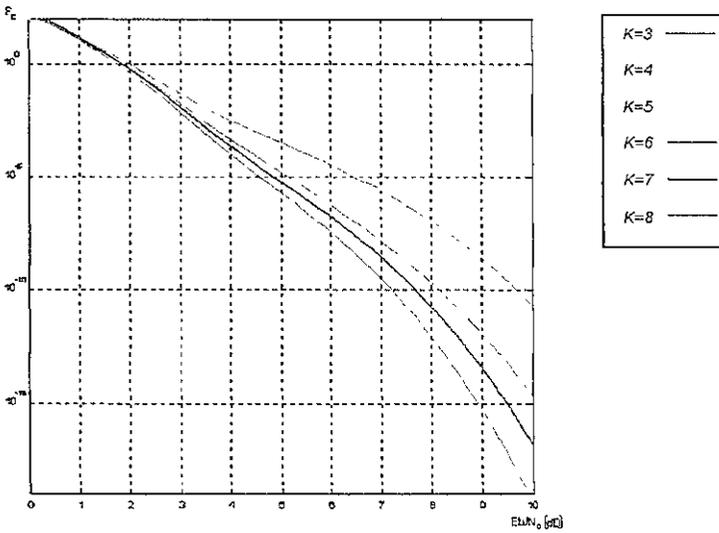


Figura 8

Longitud de restricción $R=3/4$, tasa de codificación $K=3$ a $K=8$



ESTA TESIS NO SALE
DE LA BIBLIOTECA

Figura 9

Longitud de restricción $R=4/5$, tasa de codificación $K=3$ a $K=8$

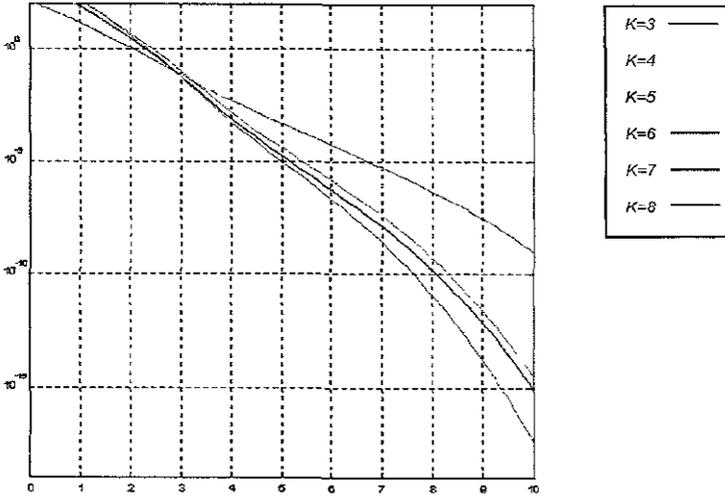


Figura 10

Longitud de restricción $R=5/6$, tasa de codificación $K=3$ a $K=8$

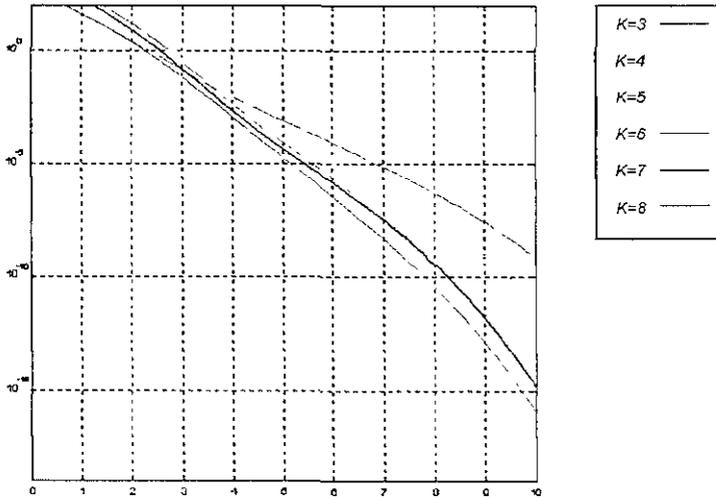


Figura 11
 $R=6/7$, $K=3$ hasta $K=8$

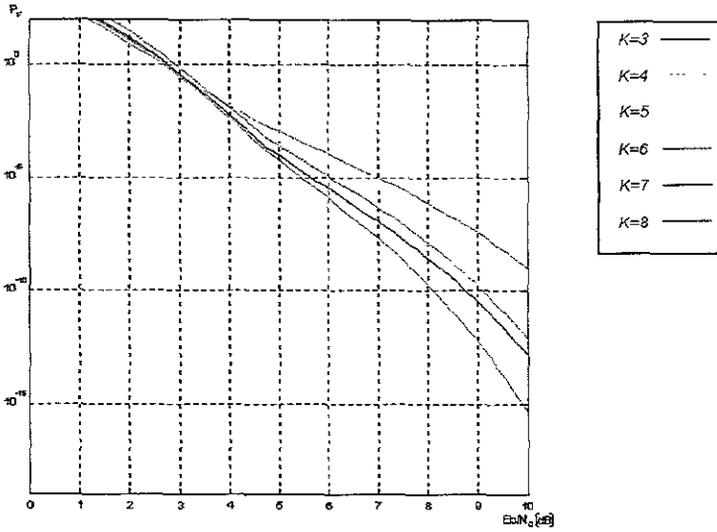
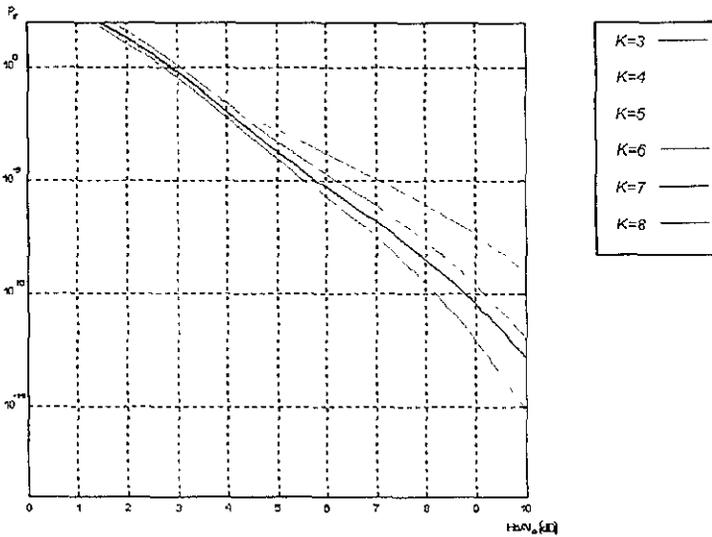


Figura 12
 $R=7/8$, $K=3$ hasta $K=8$



Conclusiones

En un mundo de creciente movilidad, las personas experimentan la necesidad de comunicarse entre ellas y al mismo tiempo tener acceso a sistemas de datos sin importar la ubicación tanto de los individuos como de la información.

Actualmente el uso de sistemas de transmisión inalámbricos tiene un gran auge, debido, en parte, a que son más sencillos de implementar que un sistema de transmisión alámbrico, además de que la gama de servicios que se pueden prestar es más amplia.

La demanda de sistemas de comunicación inalámbrica de mayor complejidad y extensión ha llevado a la necesidad de tener un mejor entendimiento de los conceptos fundamentales de las teorías de comunicación y de sus implicaciones para el diseño de sistemas inalámbricos de gran capacidad.

Una de las grandes desventajas de los sistemas inalámbricos es su mayor vulnerabilidad al ruido y en muchas ocasiones, su limitación en el ancho de banda empleado. Por consiguiente es necesario buscar un equilibrio entre la protección de la información contra el ruido y el ancho de banda empleado para este fin.

El uso de los Códigos Convolutivos en un sistema de comunicaciones trae como consecuencia un aumento en la relación señal a ruido del sistema, pero una disminución en el ancho de banda disponible, el cual, en un canal inalámbrico es un recurso muy limitado, por lo que el uso de Códigos Convolutivos Perforados se convierte en una opción muy recomendable, ya que la relación señal a ruido alcanzada con el uso de Códigos Convolutivos no disminuye de manera notoria, mientras que el ancho de banda disponible aumenta de manera considerable, la complejidad del sistema es casi la misma en ambos sistemas.

El siguiente paso consiste en la elección de la combinación código generador – matriz de perforación que más se adecue a las necesidades de un sistema en particular, para lo cual es recomendable basarse en las gráficas mostradas en las páginas anteriores.

En las figuras 2,3,4,5, y 6 se puede observar que, para una relación señal a ruido baja (menores a 2dB), el cambiar de tasa de codificación a un código generador variando la matriz de perforación trae como consecuencia una diferencia en la probabilidad de bit en error de hasta 10^2 , lo cual es demasiado alto. Por otra parte, para una relación señal a ruido entre 4 y 6 dB, la diferencia en la probabilidad de bit en error para las diferentes tasas de codificación es muy poca, por lo que podemos decir que si el sistema en el cual se desea implementar códigos convolutivos perforados trabaja con relaciones señal a ruido bajas (menores a 2 dB), no se recomienda hacer cambios muy bruscos en la tasa de codificación dado un código generador.

En las figuras 7,8,9,10,11 y 12 se fija ahora la tasa de transmisión y lo que se hace variar es el código generador, observándose que, para relaciones señal a ruido altas (mayores a 4 dB), no es conveniente variar el código generador ya que la diferencia entre la mayor y menor probabilidad de error puede llegar a ser de hasta 10^5 , lo cual obviamente es demasiado. El fijar la tasa de transmisión y elegir el código generador se recomienda para sistemas con relaciones señal a ruido bajas (menores a 2 dB), en donde el cambiar el código generador dada una tasa de transmisión fija, no varía de manera significativa, pudiendo elegir el código generador más simple y tener un grado de complejidad un poco menor.

La importancia de este trabajo radica en la revisión bibliográfica realizada sobre Códigos Convolutivos Perforados, obteniendo las matrices de perforación óptimas acorde a la tasa de codificación deseada, así como en la realización de los programas para PC que simulan un codificador – decodificador de tasa variable y seleccionable para decisión dura o suave. Cabe mencionar que, para el codificador con decisión suave la complejidad que se añade al programa no

es muy alta y sin embargo, se obtiene un código más poderoso en la corrección y detección de errores. En la práctica, se puede desarrollar un codificador – decodificador que realice el ajuste de la tasa de codificación de manera dinámica necesitando para este fin, un cambio en la matriz de perforación que use en un determinado momento.

Este trabajo puede servir como antecedente para la implementación real de un sistema que use Códigos Convolutivos Perforados o de un sistema que requiera de una tasa de codificación variable y seleccionable. Los programas realizados pueden ser usados como apoyo para un análisis de Códigos Convolutivos Perforados más profundo.

BIBLIOGRAFÍA

- [1].- Sklar, Bernard **"Digital Communications"** New York, Prentice Hall 1998.
- [2].- QUALCOMM HOME
<http://www.qualcomm.com/>
- [3].- An overview of the GSM system by Javier Gozalvez Sempere.
<http://www.comms.eee.strath.ac.uk/~gozalvez/gsm/gsm.html>
- [4].- HDTV Television, An Introduction
<http://www.ee.washington.edu/conselec/CE/kuhn/hdtv/95x5.htm>
- [5].- Gitlin, R. Haynes, J. **"Data Communications Principles (Applications of Communication Theory)"** New York, Plenum Press, 1992.
- [6].- Orten, Pål; **"Coding, Decoding and Multiuser Detection for Wireless Communications"** Tesis de Doctorado, School of Electrical and Computer Engineering, Chalmers University of Technology, Göteborg, Sweden, 1997
- [7].- Hoest, Stefan; **"On Woven Convolutional Codes"** Tesis de Doctorado, University of Notre Dame <http://www.it.lth.se/~stefanh/Thesis/> USA, 1999.
- [8].- Convolutional Codes.
[http://www.eeap.aston.ac.uk/teltec/tutorials/Channel Capacity And Coding/notes/Convolutional Codes.htm](http://www.eeap.aston.ac.uk/teltec/tutorials/Channel_Capacity_And_Coding/notes/Convolutional_Codes.htm)
- [9].- Lee, Pil J., **"Constructions of Rate $(n-1)/n$ Punctured Convolutional Codes with Minimum Required SNR Criterion"** IEEE Transactions on Communications, Vol. 36, No. 10, October 1988
- [10].- Yasuda, Yujaka, Kashiki, Kanshiro and Hirata, Yasuo, **"High-Rate Punctured Convolutional Codes for Soft Decision Viterbi Decoding"**, IEEE Transactions on Communications, Vol. Com. 37, No. 3, March 1984.
- [11].- Haccoun, David and Bégin, Guy, **"High-Rate Punctured Convolutional Codes for Viterbi and Sequential Decoding"**, IEEE Transactions on Communications, Vol. 37, No. 11, November 1989.
- [12].- Jorgen, Kjell, **"New Short Constraint Length Rate $(N - 1) / N$ Punctured Convolutional Codes for Soft Decision Viterbi Decoding"**, IEEE Transactions on Information Theory, Vol. 34, No. 5, September 1988.

- [13].- Sun, Z. Kimura, S. Ebihara Y. **“Structure Properties of Punctures Convolutional Codes and Their Applications”** IEEE Transactions on Communications, Vol. E82-B, No. 9, September 1999.
- [14].- Seamless Data-Rate Change Using Punctured Convolutional Codes for a Time- Varying Signal-to-Noise Ratio JPL Technical Report Server Ying Fera and Kar Ming Cheung, Seamless Data-Rate Change Using Punctured Convolutional Codes for a Time-Varying Signal
<http://www.jpl.nasa.gov/techreport/1995/95-0078.rfr.html>
- [15].- Thitimajshma, Punya, **“Les Codes Concolutif Rékursifs Systématiques et leur application a la concaténation paralléle”**Tesis de Doctorado, L’ Université de Bretagne Occidentale, Francia 1993.
- [16].- Reed Irving and Chen Xuemin, **“Error-Control Coding for Data Networks”** Boston, Kluwer Academic Publishers, 1995

Acrónimos

ATSC (*Advanced Television System Commite*).- Organización estándar creada en 1982 como parte del *Advanced Television Committee* (ATV) para promover la creación de los estándares técnicos acerca de los sistemas avanzados de televisión.

AWGN (*Additive White Gaussian Noise*) Ruido aditivo, blanco y gaussiano .- Es el proceso de ruido sin correlación (distribución normal) que es independiente de la señal transmitida.

BER (*Bit Error Rate*)- La probabilidad de que un bit sea incorrecto, dividido entre numero total de bits que componen el mensaje.

BPSK (*Binary Phase Shift Keying*)- Formato de modulación binaria en el cual los datos son modulados sobre la portadora variando la fase de la portadora $\pm\pi$ radianes

CDMA (*Code Division Multiple Access*) Acceso Múltiple por División de Código.- Es un término genérico que describe una interfaz aérea inalámbrica basada en la tecnología de acceso múltiple por división de código o de espectro expandido.

CMOS (*Complementary Metal Oxide Semiconductor*).- Un tipo de memoria que se caracteriza por consumir muy poca energía eléctrica.

CRC (*Cyclic Redundancy Code*) Código de redundancia cíclica- Es un método para controlar errores en datos que son transmitidos en un canal de comunicaciones Se aplica un polinomio a un bloque de datos que será transmitido y añade el código cíclico de la redundancia al final del bloque. El extremo de recepción aplica el mismo polinomio a los datos y compara su resultado con el resultado añadido al final del bloque por el transmisor. Si concuerdan, los datos se han recibido con éxito. Si no, el transmisor es notificado para volver a enviar el bloque de datos.

Eb/N₀ (*Signal to Noise Ratio*) Relación Señal a Ruido.- Una medida de la potencia relativa de la señal comparada con la potencia de ruido, es un parámetro que indica la dificultad del problema de la transmisión de datos sobre un canal en particular.

FDMA (*Frequency Division Multiple Access*) Acceso múltiple por división de frecuencia.- Tecnología que divide el ancho de banda disponible en un numero de canales, cada canal puede soportar solo una conversación de voz.

FEC (*Foward Fror Correction*) Corrección de errores hacia delante.- Técnicas de control de errores que aumentan confiabilidad en canales de una vía. El término "foward" indica que la técnica no utiliza peticiones de la retransmisión

GSM (*Global System for Mobile Communications*) Sistema global para comunicaciones móviles.- Sistema digital para telefonía celular, GSM utiliza una variación de TDMA. GSM digitaliza y comprime la señal y puede ser utilizada en las bandas de 900 o 1800 MHz.

HDTV (*High Definition Television*) Televisión de alta definición.- Tecnología que provee una televisión con calidad de video similar a las películas de 35 mm, con calidad de audio similar a un disco compacto. HDTV utiliza señales digitales de transmisión.

LSI (*Low Scale Integrated*) Baja escala de integración - Tecnología que permite que los microchips contengan miles de transistores.

MAP (Maximum a Posteriori Detector) Detector máximo a posteriori.- Un criterio de detección que conduce a la selección de x que maximice la probabilidad $p(r|x)$ para algún receptor r

PCS (Personal Communications Services) Servicios personales de comunicación.- Son servicios inalámbricos similar a la telefonía celular, acentuando los servicios personales y movilidad extendida.

Punctured Convolutional Code, Codigos convolutivos perforados.- Se obtiene a partir de un código convolutivo no catastrófico de tasa de codificación $R=1/2$ al cual, a la salida del codificador se aplica un patrón de eliminación de bits con el objetivo de lograr tasas de codificación menores a $1/2$.

TDMA (Time Division Multiple Access) Acceso múltiple por división de tiempo.- Es una tecnología utilizada en la telefonía celular para dividir cada canal celular en tres con el fin de incrementar la utilización del ancho de banda.

VSAT (Very Small Aperture Terminal) Terminales de apertura estrecha.- Sistema de comunicaciones basadas en los satélites enfocada a usuarios de negocios.

8-VSB (Vestigial SideBand) Doble Banda Vestigial de 8 niveles.- Es un tipo de técnica de la modulación de la amplitud (AM) que codifica datos variando la amplitud de una sola frecuencia portadora. Las porciones de una de las bandas laterales redundantes se quitan para formar una señal vestigial de la banda lateral.

WLL (Wireless local loop) Lazo local inalámbrico.- Es un sistema que conecta suscriptores a la red de telefonía publica utilizando señales de radio para sustituir el cobre de la conexión entre suscriptor y el switch. Esto incluye sistemas inalámbricos, el acceso fijo de radio, y sistemas celulares fijos.