Universidad de Málaga

Escuela Técnica Superior de Ingeniería de Telecomunicación

TESIS DOCTORAL

Técnicas de modulación de tasa adaptativa en enlaces ópticos no guiados de alta velocidad

Autor:

José María Garrido Balsells

Director:

Antonio García Zambrana

UNIVERSIDAD DE MÁLAGA
ESCUELA TÉCNICA SUPERIOR DE INGENIERÍA DE TELECOMUNICACIÓN

Reunido el tribunal examinador en el día de la fecha, constituido por:

Presidente: Dr. D. _____

Secretario: Dr. D. _____

Vocales: Dr. D. _____

Dr. D. _____

Dr. D. _____

para juzgar la Tesis Doctoral titulada *Técnicas de modulación de tasa adaptativa en enlaces ópticos no guiados de alta velocidad*, realizada por D. José María Garrido Balsells y dirigida por el Dr. D. Antonio García Zambrana, acordó por

_____ otorgar la calificación de

_____ y para que conste,

se extiende firmada por los componentes del tribunal la presente diligencia.

Málaga a _____ de _____ del _____

El presidente: El secretario:

Fdo.: _____ Fdo.: _____

El vocal: El vocal: El vocal:

Fdo.: _____ Fdo.: _____ Fdo.: _____

A mi familia

Agradecimientos

Quiero expresar mi más profundo agradecimiento a todas aquellas personas que, de un modo u otro, han contribuido en la realización de esta Tesis Doctoral y, en especial, a todas las que me han infundido ánimos en los momentos más difíciles.

En particular a Antonio García Zambrana, director de esta Tesis, por sus numerosas aportaciones, valiosos consejos, paciencia y apoyo, especialmente en la recta final de la realización de este trabajo. Gracias por hacer que este barco llegue a buen puerto.

A los compañeros del Departamento de Ingeniería de Comunicaciones, especialmente a mis compañeros y amigos de despacho, Jorge Munilla y Andrés Ortiz, que me soportan y ayudan en el día a día.

A mis padres y a mi hermano, por estar siempre a mi lado, por apoyarme en todo momento y ayudarme a conseguir objetivos que creía inalcanzables. Gracias por hacer que sea lo que soy.

A Rosario y a mis hijas Clara y Elena, por su paciencia y cariño incondicionales. Por todas las alegrías que me brindan y que me motivan para seguir adelante.

Finalmente, quiero recordar a Ángel García, *in memoriam*, que compartió conmigo conocimientos y consejos que nunca olvidaré.

Esta Tesis Doctoral ha sido realizada en el marco del proyecto de investigación TIC2003-05012 financiado por la Comisión Interministerial de Ciencia y Tecnología.

Resumen

En los últimos años, el rápido desarrollo de terminales portátiles y de aplicaciones multimedia, junto con las limitaciones inherentes a las técnicas de transmisión radio, han producido un considerable aumento en el interés por las tecnologías de transmisión inalámbricas basadas en radiación infrarroja. A pesar de que los esquemas de transmisión que emplean frecuencias de radio estén comercialmente más extendidos, existe una notable actividad en el desarrollo de estándares y sistemas de redes de área local inalámbricas (WLAN), que pretenden ofrecer conectividad a altas velocidades, flexibilidad y autonomía, permitiendo la transferencia de información a los mismos regímenes binarios que poseen las redes cableadas.

Los primeros sistemas de comunicaciones ópticas no guiadas se basan en enlaces punto a punto establecidos entre transmisores y receptores directivos que necesitaban de visibilidad directa (LOS) entre ellos, lo que implica la necesidad de alineación de los dispositivos antes de establecer la comunicación. En la actualidad, el interés se centra principalmente en enlaces no directivos que utilizan reflexiones difusas en el techo y paredes de los recintos para el establecimiento de las conexiones, lo que proporciona una alta inmunidad al sombreado y hace que la orientación de transmisor y receptor sea innecesaria. Sin embargo, los enlaces difusos sufren una elevada dispersión temporal debido a la propagación multicamino, junto con una mayor necesidad de potencia óptica transmitida debido a los amplios diagramas de radiación de los transmisores y ángulos de visión de los receptores, lo que incrementa el efecto dañino del ruido shot producido por la luz ambiental y captada por el dispositivo fotodetector, en especial procedente de las lámparas fluorescentes.

Los sistemas basados en enlaces no directivos, sobre todo en enlaces difusos, pueden sufrir variaciones muy elevadas de la relación señal a ruido (SNR) debido al posible sombreado entre transmisor y receptor, dando lugar incluso a la pérdida total de la comunicación. En este sentido, es deseable la utilización de esquemas de transmisión de tasa adaptativa que permitan mantener la comunicación en condiciones adversas, modificando la velocidad de transmisión dependiendo de la SNR existente, hasta que se consiga una probabilidad de error suficientemente baja.

Esta tesis se centra en el estudio de diversos esquemas de transmisión de tasa adaptativa, basado en la realización de simulaciones numéricas mediante el método de Monte-Carlo junto con la obtención de aproximaciones analíticas que avalan los

resultados obtenidos.

Aunque tradicionalmente el mecanismo de adaptación de la tasa de transmisión está basada en la codificación con repetición, en esta tesis se explotan las especiales características del canal óptico difuso que presenta una especial sensibilidad a la relación de potencia óptica pico a promedio (PAOPR), de manera que un incrmemento en este parámetro lleva siempre asociada una reducción en la probabilidad de error. Así, se analizan en primer lugar los esquemas de codificación basados en la inserción de intervalos de silencio, teniendo en cuenta las características de las técnicas de generación de secuencias de longitud constreñida (RLL) y el estándar VFIr propuesto por la asociación IrDA. Asímismo se estudia el comportamiento de esquemas clásicos de coficicación convolucional y codificación RCPC, ampliamente utilizados en sistemas radio.

Por último, se propone un novedoso esquema de codificación de tasa adaptativa basado codificación bloque con palabras código de peso Hamming variable, denominado vw-MPPM. Esta técnica es una extensión de la técnica de modulación de múltiples pulsos por posición (MPPM), permitiendo palabras código con diferente peso Hamming. Además, se propone la utilización de esquemas de decodificación extremadamente simples basados en la técnica de detección de máxima semejanza. Como parte del análisis del comportamiento de la técnica vw-MPPM, se realiza un estudio de las características espectrales de la señal resultante, obteniendo conclusiones importantes desde el punto de vista de la implementación práctica de un sistema de comunicaciones ópticas inalámbricas de tasa adaptativa.

Abstract

In the last years, the fast development of portable terminals and multimedia applications, along with the inherent limitations of radio transmission techniques, have produced a considerable increase in the interest by wireless transmission technologies based on infrared radiation. Although the transmission schemes that use radio frequencies commercially are more extended, a remarkable activity is now in the development of standards and systems oriented to the implementation of optical wireless local area networks (WLAN), offering high speed transmission, flexibility and autonomy, with equivalent transmission rates of wired networks.

First infrared communication systems were based on line of sight (LOS) links, which generally need line orientation of transmitters and receivers, what seriously limits their mobility. Nowadays, interest is mainly focused on non-directed infrared systems, which are based upon diffuse reflections on ceiling and walls, what provides high immunity against shadowing and makes line orientation unnecessary. However, diffuse optical channel are subject to inherent temporal dispersion due to multipath propagation and higher power requirements because of the necessary open radiation diagram of the transmitters and the wide field of view of the receivers, leading to an important pernicious interfering effect produced by the shot noise associated to ambient light, specially from fluorescent lamps light.

The systems based on non-directed links, more appropriate for indoor wireless networking than directed configurations, can be affected by large dynamic variations of signal-to-noise ratio (SNR), leading to possible link failures. In this sense, rate-adaptive transmission is preferred in order to make suitable the communication to the adverse channel conditions, depending on the available SNR until a sufficiently low error probability can be attained.

In this thesis, several rate-adaptive transmission schemes are analyzed, using Monte-Carlo simulation to obtain bit error rate estimations. These results are then compared to analytical aproximations, corroborating the simulated BER behaviour.

Although classical rate-adaptive schemes are based on repetition coding, in this work the special characteristics of the optical diffuse channel are operated, concluding that bit error rate (BER) shows a special sensibility to the peak to average optical power ratio (PAOPR) so that when PAOPR is increased, the BER is always reduced. Thus, the codification schemes based on the insertion of silence intervals are analyzed

first, considering the characteristics of the generation techniques of runlength limited sequences (RLL) and the Very Fast Infrared (VFIr) standard proposed by the Infrared Data Associatioon (IrDA). Also, the behavior of classical convolutional coding schemes and rate-compatible convolutinal coding (RCPC) is studied.

Finally, a novel rate-adaptive transmission scheme using block codes with codewords of variable Hamming weight (vw-MPPM) is presented. This coding scheme is based on a multiple-pulse position modulation (MPPM) technique, where codewords with different Hamming weight are allowed, including the all-zero one. Additionally, the use of very simple decoding schemes based on maximum likelihood (ML) detection has been proposed as alternative to that based on the Viterbi algorithm. Also, the spectral evaluation of the vw-MPPM coding method is presented, using codeword correlation matrices to obtain an expression of the power spectral density in terms of continuous and discrete spectrum. Obtained results provide important considerations in the design of a practical rate-adaptive optical wireless communications.

Acrónimos

AEL	Accessible Exposure Limits
AIr	Advanced Infrared
ANSI	American National Standars Institute
APD	Avalanche Photo-Diode
BER	Bit Error Rate
BPSK	Binary Phase Shift Keying
CO	Canal óptico
CSMA/CA	Carrier Sense Multiple Access With Collision Avoidance
GF(2)	Campo finito o Campo de Galois de dos elementos
GPPM	Pulse Position Modulation with Gaussian pulse shape
HPF	High Pass Filter
IEC	International Electrotechnical Commission
IEEE	Institute of Electrical and Electronic Engineers
IM/DD	Intensity Modulation and Direct Detection
IrDA	Infrared Data Association
IrPHY	Infrared Phisical Layer
ISI	Intersymbol Interference
LAN	Local Area Network
LASER	Light Amplification by the Stimulated Emission of Radiation
LDPC	Low Density Parity Check code
LED	Light Emitting Diode
LOS	Line Of Sight
MAN	Metropolitan Area Network
MF	Matched Filter
ML	Maximum Likelihood
MPPM	Multiple Pulso Position Modulation
NRZ	Non-Return to Zero
OOK	On-Off Keying
OOK-GS	On-Off Keying with Gaussian pulse shape
OOK-GSc	OOK-GS with cancellation of '11' sequences
OOK-GScc	OOK-GS with cacellation of '111' sequences

PAOPR	Peak-to-Average Optical Power Ratio
PAOPR_{ref}	PAOPR de referencia, cuando no se añade codificación de la información
PDA	Personal Digital Assistant
PIN	Positive-Intrinsic-Negative photodiode
PPM	Pulse Position Modulation
RCPC	Rate-Compatible Punctured Convolutional code
RLL	Runlength-Limited sequence
RR	Rate Reduction
RZ	Return to Zero
SNR	Signal to Noise Ratio
UFIr	Ultra Fast Infrared
VFIr	Very Fast Infrared
vw-MPPM	Variable-Weight Multiple Pulse Position Modulation
WLAN	Wireless Local Area Network

Índice general

1. Introducción a los sistemas de comunicaciones ópticas no guiadas 1
1.1. Introducción . . . 1
1.2. Comparación entre tecnologías de transmisión radio e infrarroja . . . 2
1.3. El enlace óptico no guiado. Configuraciones . . . 5
1.4. Sistemas actuales de comunicaciones ópticas no guiadas. Estándares . . . 9
1.5. Objetivos y organización de la tesis . . . 12
1.6. Listado de publicaciones . . . 14

2. El canal óptico difuso. Características y modelado 17
2.1. Introducción . . . 17
2.2. Modelo de canal óptico difuso . . . 18
2.2.1. Modelo de exponencial decreciente . . . 20
2.2.2. Modelo de reflexión en el techo . . . 21
2.3. Modelo de sistema óptico inalámbrico para ambiente interior . . . 23
2.3.1. El método de Monte-Carlo . . . 24
2.3.2. Descripción del modelo de sistema . . . 27
2.4. Probabilidad de error y PAOPR . . . 37
2.5. Parámetro de referencia: Δ_{PAOPR} . . . 46
2.6. Conclusiones . . . 48

3. Esquemas de codificación basados en inserción de intervalos de silencio 51
3.1. Introducción . . . 51
3.2. Inserción de intervalos de silencio sin memoria . . . 52
3.2.1. Definición . . . 53
3.2.2. Prestaciones . . . 54
3.3. Inserción de silencios con memoria . . . 56
3.3.1. Esquema OOK-GSc . . . 59
3.3.2. Esquema OOK-GScc . . . 64
3.4. Secuencias RLL. El estándar *HHH(1,13)* . . . 70
3.4.1. Definición de secuencias RLL. Parámetros básicos . . . 70
3.4.2. Estándar VFIr: Codificación HHH(1,13) . . . 76
3.5. Conclusiones . . . 84

4. Esquemas de transmisión basados en codificación convolucional 87
4.1. Introducción . . . 87
4.2. Codificación convolucional . . . 89
4.2.1. Definición y propiedades . . . 89
4.2.2. Decodificación de códigos convolucionales . . . 92
4.2.3. Prestaciones: PAOPR y probabilidad de error de bit . . . 96
4.3. Codificación RCPC . . . 99
4.3.1. Definición . . . 100
4.3.2. Prestaciones . . . 102
4.4. Técnica híbrida de codificación RCPC con inserción de silencios . . . 105
4.4.1. Definición . . . 106
4.4.2. Prestaciones . . . 107
4.5. Conclusiones . . . 110

5. Esquema de codificación bloque con peso Hamming variable 113
5.1. Introducción . . . 113
5.2. Codificación bloque . . . 114
5.2.1. Distancia mínima y función de distribución de peso . . . 116
5.2.2. Decodificación de máxima semejanza para códigos bloque . . . 117
5.3. Técnicas de codificación PPM y MPPM. . . . 119
5.4. Esquema de codificación MPPM con peso Hamming variable . . . 123
5.4.1. Restricciones en la tasa de codificación . . . 124
5.4.2. Análisis de prestaciones . . . 126
5.4.3. Análisis espectral . . . 133
5.5. Conclusiones . . . 138

6. Conclusiones y líneas futuras de investigación 141
6.1. Conclusiones . . . 141
6.2. Líneas futuras de investigación . . . 144

Bibliografía 146

Índice de figuras

1.1. Posibles configuraciones para enlaces ópticos no guiados 5
1.2. Modelo de canal IM/DD asociado a una configuración de enlace difuso 7
1.3. Posibles configuraciones de redes wireless LAN en sistemas comerciales:(a) basada en red cableada; (b) conexión ad-hoc entre terminales 11

2.1. Modelo básico de canal óptico no guiado con modulación IM/DD 19
2.2. Comparación de las repuestas al impulso de ambos modelos funcionales para una velocidad de transmisión de 50 Mb/s. Los perfiles se representan normalizados en amplitud respecto al valor máximo 23
2.3. Comparación de las repuestas al impulso de ambos modelos funcionales para una velocidad de transmisión de 100 Mb/s. Los perfiles se representan normalizados en amplitud respecto al valor máximo 24
2.4. Modelo genérico de sistema de comunicaciones con tres señales de entrada $\{U(t)$, $V(t)$, $W(t)\}$ y una salida $Y(t)$ 25
2.5. Modelo genérico de un sistema de comunicaciones 26
2.6. Diagrama de bloques del modelo de sistema óptico no guiado utilizado. T_b y T_s indican los intervalos de bit y de muestreo respectivamente 28
2.7. Diagrama de bloques del modelo de sistema modificado que incluye el modelo discreto equivalente del filtro eliminador de interferencias y del filtro adaptado. T_b y T_s indican los intervalos de bit y de muestreo respectivamente 29
2.8. Registro de desplazamiento lineal con coeficientes y valores binarios. Las operaciones suma son módulo-2 30
2.9. Respuestas al impulso del filtro adaptado empleado correspondiente a un filtro paso bajo de Bessel de orden 5 con frecuencias de corte de 13, 19 y 33 MHz. La velocidad de transmisión considerada es de 50 Mb/s 34
2.10. Constelación de señal binaria transmitida 38
2.11. Esquema de los elementos de filtrado que componen el canal óptico, el filtro paso alto supresor de interferencias y el filtro adaptado 38
2.12. Influencia del filtro equivalente en la reducción de la distancia entre símbolos binarios 39
2.13. Pulso rectangular normalizado con ciclo de trabajo del 100 % 41
2.14. Pulso rectangular normalizado en amplitud y ciclo de trabajo reducido controlado por $0 < \xi \leq 1$ 42
2.15. Pulso gaussiano normalizado en amplitud con ciclo de trabajo reducido y $n = 6$ 44
2.16. Probabilidades de error de bit simuladas para 50 Mb/s junto con las aproximaciones teóricas calculadas utilizando pulsos rectangulares y gaussianos con ciclos de trabajo de 50 % y 25 % 45

2.17. Probabilidades de error de bit simuladas para 100 Mb/s junto con las aproximaciones teóricas calculadas utilizando pulsos rectangulares y gaussianos con ciclos de trabajo de 50 % y 25 % 46

3.1. Esquema de inserción de silencios sin memoria. 53
3.2. Ejemplo de codificación mediante la técnica de inserción de silencios sin memoria. 53
3.3. Ejemplo de codificación con intervalos de silencio variables 54
3.4. Prestaciones ofrecidas por la técnica de inserción de silencios sin memoria, para factores de reducción de tasa $RR = 2$, 4 y 8 y velocidades de transmisión de 50 Mb/s y 100 Mb/s 56
3.5. Modelo de máquina de estados finitos para un codificador con memoria finita . 57
3.6. Diagrama genérico de transición de estados 57
3.7. Diagrama de Trellis para un codificador de N estados 58
3.8. Diagrama y tabla de transición de estados del esquema de codificación OOK-GSc 59
3.9. Generalización de la técnica OOK-GSc con inserción sin memoria de silencios adicionales 60
3.10. Esquema del codificador OOK-GSc 61
3.11. Decodificador propuesto para el esquema OOK-GSc. El decodificador acepta bloques de dos bits codificados 61
3.12. Ejemplo de decodificación de una trama OOK-GSc 62
3.13. Influencia de cada bloque de 4 bits codificados en el proceso de decodificación de una trama OOK-GSc 62
3.14. Probabilidades de error simuladas y aproximaciones teóricas calculadas frente a potencia óptica promedio normalizada para el esquema de codificación OOK-GSc. Simulaciones realizadas a 50 Mb/s y 100 Mb/s 63
3.15. Diagrama y tabla de transición de estados perteneciente a la técnica OOK-GScc 64
3.16. Generalización de la técnica OOK-GScc con inserción de silencios adicionales . 66
3.17. Esquema del codificador OOK-GScc 67
3.18. Decodificador propuesto para el esquema OOK-GScc. Los bloques de entrada tienen 4 bits de longitud 67
3.19. Ejemplo de decodificación de una trama OOK-GScc 68
3.20. Influencia de cada bloque de 12 bits codificados en el proceso de decodificación de una trama OOK-GScc 68
3.21. Probabilidades de error junto con aproximaciones teóricas frente a potencia óptica promedio normalizada para el esquema de codificación OOK-GScc. Simulaciones a 50 y 100 Mb/s 69
3.22. Modelo de funcionamiento de un codificador de secuencias de longitud constreñida con parámetros d y k y tasa de codificación m/n 71
3.23. Diagrama de transición de estados para la codificación HHH(1,13), donde las etiquetas indican el número de patrón de entrada y la palabra código de salida 77
3.24. Esquema del codificador HHH(1,13) donde $\{d_1, d_2\}$ es la entrada y $\{\gamma_1, \gamma_2, \gamma_3\}$ es la salida 79
3.25. Esquema del decodificador HHH(1,13) 80
3.26. Generalización del esquema de codificación HHH(1,13) 81
3.27. Probabilidad de error frente a potencia óptica promedio normalizada para diversos esquemas de codificación. Simulaciones realizadas a 50 Mb/s 83

3.28. Probabilidad de error frente a potencia óptica promedio normalizada para diversos esquemas de codificación. Simulaciones realizadas a 100 Mb/s 84

4.1. Modelo básico de codificador convolucional 88
4.2. Generación de un código convolucional (n, k, L) con tasa de codificación $R = k/n$ y longitud de memoria L 90
4.3. Transformación del diagrama de transición de estados para obtener la función de transferencia asociada a un codificador convolucional de 8 estados 96
4.4. BER frente a potencia óptica promedio normalizada para códigos convolucionales con $RR = 2$, 4 y 8. Simulaciones realizadas a 50 Mb/s y 100 Mb/s 97
4.5. Modelo de transmisor utilizando doble codificación y concatenación en serie . . 98
4.6. Probabilidad de error frente a potencia óptica promedio normalizada para un sistema de doble codificación con factores de reducción de tasa de 4 y 8. Simulaciones realizadas a 100 Mb/s 99
4.7. Aplicación de la matriz de perforación $\mathbf{P}$ a la salida de un código madre $1/n$. 101
4.8. Probabilidad de error frente a potencia óptica promedio normalizada para un sistema con codificación RCPC. Simulaciones realizadas a 50 Mb/s 102
4.9. Probabilidad de error frente a potencia óptica promedio normalizada para un sistema con codificación RCPC. Simulaciones realizadas a 100 Mb/s 103
4.10. Probabilidad de error frente a potencia óptica promedio normalizada para un sistema con codificación híbrida RCPC con inserción de intervalos de silencio. Simulaciones realizadas a 50 Mb/s 108
4.11. Probabilidad de error frente a potencia óptica promedio normalizada para un sistema con codificación híbrida RCPC con inserción de intervalos de silencio. Simulaciones realizadas a 100 Mb/s 109

5.1. Modelo básico de codificador bloque de k a n 114
5.2. Codificador bloque de (n, k) basado en tabla de traducción 116
5.3. Posibles tasas de codificación para el esquema PPM frente a la tasa teórica máxima 120
5.4. Δ_{PAOPR} obtenido con el esquema de codificación PPM y MPPM en función de la longitud de los bloques de entrada al codificador 121
5.5. BER frente a potencia óptica promedio normalizada, para la técnica de codificación PPM y MPPM para una velocidad de 100 Mb/s y diversas tasas de codificación 122
5.6. Restricciones en la tasa de codificación frente a la longitud de los bloques de datos k. El color identifica el máximo peso x permitido en cada palabra código 125
5.7. Incremento en el parámetro PAOPR frente a la longitud de bloque de datos k para diferentes tasas de codificación 127
5.8. Límites asintóticos del parámetro Δ_{PAOPR} obtenidos para códigos vw-MPPM de diferentes tasas de codificación en función de la longitud de los bloques de datos k 128
5.9. Probabilidades de error simuladas y cotas teóricas para la técnica de codificación vw-MPPM. Simulaciones realizadas a 50 Mb/s 129
5.10. Probabilidades de error simuladas y cotas teóricas para la técnica de codificación vw-MPPM. Simulaciones realizadas a 100 Mb/s 130

5.11. BER frente a potencia óptica promedio normalizada, para la técnica de codificación de bloques junto con los formatos OOK con memoria y HHH(1,13). La velocidad nominal de transmisión es de 100 Mb/s. Las curvas están agrupadas según el parámetro de reducción de tasa (RR) 131
5.12. Incremento en el parámetro PAOPR frente a la longitud de bloque de datos k para diferentes tasas de codificación 133
5.13. Densidad espectral de potencia normalizada para los pulsos rectangular y gaussiano con ciclo de trabajo reducido del 25 % 136
5.14. Densidad espectral de potencia normalizada para códigos vw-MPPM con diferentes tasas de codificación 137
5.15. Influencia de la longitud de los bloques de datos de entrada en la densidad espectral de potencia para códigos con tasa efectiva 1/2 138

Índice de tablas

2.1. Polinomios generadores asociados a registros de desplazamiento de mínima longitud. Los coeficientes están descritos en octal, para órdenes desde $n = 2$ hasta $n = 20$ 31
2.2. Factor de reducción de la distancia euclídea η, producido por el sistema de filtrado equivalente mostrado en la Fig. 2.11 40
2.3. Porcentaje de potencia óptica incluida en el intervalo de bit T_b en relación con el total correspondiente al pulso gaussiano 43

3.1. Incremento en PAOPR proporcionado por el esquema de inserción de silencios sin memoria 55
3.2. Incremento en PAOPR que proporciona el esquema de modulación OOK-GSc . 60
3.3. Probabilidades de activación de los estados posibles en OOK-GScc 65
3.4. Probabilidades de ocurrencia para los posibles patrones de salida en OOK-GScc 65
3.5. Incremento en PAOPR que proporciona el esquema de modulación OOK-GScc 66
3.6. Número de secuencias $RLL(d, \infty)$ de longitud n 72
3.7. Capacidad de codificación para secuencias $RLL(d, k)$ 74
3.8. Capacidad y eficiencia de codificación de la técnica de inserción de silencios sin memoria en función del factor de reducción de tasa RR 75
3.9. Capacidad y eficiencia de codificación de OOK-GSc 76
3.10. Capacidad y eficiencia de codificación de OOK-GScc 76
3.11. Tabla de transición de estados de la codificación HHH(1,13) 78
3.12. Probabilidades de ocurrencia de cada patrón de entrada suponiendo que los bits de información son equiprobables 81
3.13. Probabilidades de activación de los estados posibles en HHH(1,13) 81
3.14. Probabilidades de ocurrencia para los posibles patrones de salida en HHH(1,13) 81
3.15. Incremento en PAOPR que proporciona la técnica híbrida $\text{HHH}_{hyb}(1, 13)$ . . . 82
3.16. Eficiencias de codificación en función del factor de reducción de tasa para los esquemas de inserción de intervalos de silencio, HHH(1,13) y HHH_{hyb}(1,13) . . 82
3.17. Incremento en PAOPR obtenido para las técnicas de intervalos de silencio variables, OOK-GSc, OOK-GScc, HHH(1,13) convencional y versión híbrida HHH(1,13) con silencios 83

4.1. Matrices de perforación para distintas tasas de codificación objetivo utilizando códigos madre con tasas de codificación 1/2, 1/4 y 1/8 104

5.1. Palabras código de $\tilde{C}_N$ en un código de tasa $\frac{6}{12}$ con $x = 2$ 124

Capítulo 1

Introducción a los sistemas de comunicaciones ópticas no guiadas

1.1. Introducción

En la actualidad, la proliferación del uso de terminales móviles, que proporcionan conectividad al usuario y la creciente oferta de servicios de banda ancha que requieren elevadas velocidades de transmisión, han acelerado el desarrollo de tecnologías inalámbricas que persiguen ofrecer conexiones fiables a altos regímenes binarios. En este sentido, el objetivo principal consiste en permitir que dispositivos móviles, como pueden ser ordenadores portátiles, sistemas PDA o teléfonos móviles, tengan acceso a los mismos servicios que están disponibles en redes de alta velocidad basadas en redes guiadas. Sin embargo, los dispositivos portátiles presentan limitaciones inherentes en el consumo de potencia, tamaño, peso y coste. Por tanto, la necesidad de disponer de enlaces inalámbricos de alta velocidad y bajo coste, que permitan satisfacer todas las limitaciones anteriores, ha propiciado el interés por las comunicaciones ópticas inalámbricas como alternativa a las tecnologías de transmisión radio utilizadas hasta el momento [18, 19, 37, 68, 89].

Desde un punto de vista comercial, las aplicaciones más destacadas en las que resulta viable e interesante la implementación de sistemas de transmisión óptica inalámbrica son las siguientes:

- Conectividad no guiada de corto alcance entre dos terminales distintos para intercambio de información que no requiera altas velocidades de transmisión, como

pueden ser los sistemas que utilizan estándares publicados por la asociación IrDA (*Infrared Data Association*), que serán tratados posteriormente.

- Redes de área local inalámbricas (WLANs), que proporcionan conectividad de red a dispositivos situados en el interior de edificios y requieren altas tasas de transmisión para permitir el intercambio de grandes volúmenes de información sin un elevado retardo. Dentro de las posibles estructuras de red, los enlaces ópticos inalámbricos puede implementarse como extensión a redes de área local cableadas ya existentes, permitiendo así la movilidad de los terminales conectados o para la creación de redes 'ad hoc', en cuyo caso no existe LAN asociada. En el ámbito de las redes de área local inalámbrica se han publicado estándares, como el IEEE 802.11, y se han desarrollado sistemas propietarios que proliferaron sobre todo en la década de los 90. En este sentido, en la actualidad la referencia más extendida es el conjunto de estándares publicados por la IrDA (Infrared Data Association). Por otro lado, en cuanto a redes *ad hoc*, IBM fue pionera en el desarrollo de una red basada en esta filosofía de conexión.

- Enlaces ópticos inalámbricos punto a punto entre diferentes edificios, pudiendo crear así redes de área metropolitana (MANs) que den servicio a un elevado número de usuarios. Este tipo de enlaces, sin embargo, se ven afectados por las particularidades del canal óptico atmosférico y quedan fuera del ámbito de estudio de esta tesis, centrada en la transmisión óptica en ambiente de interior.

A continuación se presenta un breve análisis de las diferencias principales entre las tecnologías de transmisión radio y óptica, junto con una descripción de las configuraciones más interesantes en el ámbito de diseño de enlaces ópticos no guiados orientados a la creación de redes WLAN. Al mismo tiempo se presentará un resumen de los sistemas actuales de comunicaciones ópticas inalámbricas y de la evolución de los estándares más utilizados.

Por último, se describe el objetivo fundamental de esta tesis, justificando los distintos capítulos que forman parte de la estructura del documento.

1.2. Comparación entre tecnologías de transmisión radio e infrarroja

Clásicamente, desde los inicios del desarrollo de la transmisión a frecuencias de radio, en sentido amplio, los sistemas de conexión inalámbrica se han basado en esta tecnología hasta que la necesidad de minimizar costes de producción y mantenimiento, y de alcanzar cotas de velocidad de transmisión cada vez más elevadas, han hecho que se dirija la investigación hacia la transmisión de radiación en el espectro óptico. En con-

creto se hace uso de la zona del espectro denominada infrarrojo próximo, comprendida entre 0.7 μm y 1.3 μm.

Esta transmisión de radiación infrarroja ofrece numerosas e importantes ventajas sobre las técnicas radio convencionales. El espectro óptico en el infrarrojo próximo ofrece la posibilidad de utilizar un ancho de banda virtualmente muy elevado y que carece de regulación, en contraposición a la saturación que sufre el espectro radioeléctrico. Por otro lado, la utilización de radiación infrarroja permite el confinamiento de las señales en el recinto donde se emiten y, por tanto, un alto nivel de seguridad de las transmisiones de información es inherente a la naturaleza de la señal, al no tener capacidad ésta para atravesar objetos opacos. Al mismo tiempo, este hecho permite evitar interferencias entre transmisiones efectuadas entre recintos adyacentes, lo cual simplifica enormemente el diseño de los sistemas al no ser necesaria coordinación alguna para evitar interferencias entre canales. Todo lo contrario ocurre en sistemas radio, donde la capacidad que posee la señal para atravesar objetos hace imprescindible el diseño de los transmisores y receptores orientado a eliminar posibles interferencias de otros sistemas.

Por otro lado, la utilización de frecuencias de radio conlleva implícita la existencia de desvanecimientos en la señal debido a la propagación multicamino, lo que puede solventarse mediante técnicas de diversidad espacial, que redundan también en una mayor complejidad de los sistemas de transmisión y recepción. En sistemas ópticos no guiados este problema se evita al utilizar esquemas de modulación de intensidad y detección directa (IM/DD) en los que los dispositivos receptores presentan un área de detección de dimensiones mucho mayores que la longitud de onda de trabajo, existiendo así de manera natural un mecanismo de diversidad espacial que evita los desvanecimientos multicamino. Aún así, en numerosas ocasiones se recurre a la utilización de técnicas de diversidad angular para compensar en la medida de lo posible la dispersión multicamino que sufre la señal óptica transmitida y que presentan este tipo de canales [10, 28, 89, 129].

Sin embargo, como cabe esperar, la utilización del espectro óptico tiene inconvenientes que deben ser estudiados y compensados para que la implementación práctica de estos enlaces sea posible. El primer problema se deriva de la incapacidad comentada anteriormente que tiene la radiación infrarroja para atravesar objetos opacos y que se traduce en la posibilidad de que el enlace entre transmisor y receptor pueda ser interrumpido al aparecer un obstáculo entre ellos. Este problema es conocido con el nombre de *sombreado* o *shadowing*, y se minimiza mediante la utilización, como se verá posteriormente, de enlaces no directivos, basados en la transmisión de la señal mediante las múltiples reflexiones de la misma en las paredes, techo y objetos del recinto en cuestión [18, 89, 92].

También es necesario tener presente que la relación señal a ruido (SNR) en los enlaces ópticos no guiados se ve afectada en primer lugar, por la dependencia del cua-

drado de la potencia óptica recibida [89, 97], lo que implica una atenuación bastante más elevada respecto de los enlaces radio; además, la compensación de dichas pérdidas con un posible incremento en la potencia óptica transmitida está limitada tanto por la necesidad de un consumo reducido, como por la normativa existente en cuanto a seguridad ocular se refiere [1, 5], en la cual se limita la potencia óptica promedio emitida, mediante el establecimiento de límites en la exposición permitida (AEL) y en la intensidad radiada. En concreto, los estándares publicados por la Comisión Electrotécnica Internacional (IEC) proponen que los dispositivos transmisores de radiación infrarroja cumplan con los límites de AEL recogidos en el documento IEC Clase 1, según el cual las radiaciones se consideran seguras bajo cualquier circunstancia de uso. Para transmisiones digitales en los que la frecuencia de emisión de pulsos supera los 24 kHz el cumplimiento de la limitación de AEL se asegura limitando la potencia óptica promedio emitida [5, 89].

Otro fenómeno que produce una reducción importante en la SNR es el efecto del ruido y de las interferencias que introduce la luz ambiental, ya sea procedente del sol, de lámparas incandescentes o fluorescentes [22, 28, 89]. En este sentido, el sol y las lámparas incandescentes pueden ser consideradas como fuentes no moduladas que producen en el fotodetector una corriente de ruido cuántico, también denominado ruido *shot*, debido a la naturaleza cuántica de la luz y común en los receptores de infrarrojos.

Sin embargo, la luz procedente de lámparas fluorescentes presenta un espectro significativo en la banda de 780-950 nm, modulado de forma cuasi-periódica a la frecuencia de alimentación de la lámpara (50 o 60 Hz); la señal eléctrica recibida muestra armónicos discretos de dicha frecuencia de alimentación hasta decenas de kHz; recientemente, se ha desarrollado un nuevo tipo de lámpara fluorescente de alta eficiencia que produce armónicos de la frecuencia de alimentación que pueden llegar más allá de los 200 kHz, con un nivel de interferencia muy elevado que puede producir durante el transitorio de encendido de la lámpara, la saturación de la etapa preamplificadora de un receptor óptico convencional.

El efecto dañino que pueda producir sobre la señal óptica el ruido generado por las lámparas fluorescentes depende en gran medida del esquema de modulación utilizado, pudiendo minimizarse mediante el uso de modulaciones con subportadoras [27]. Sin embargo, la necesidad de un consumo reducido y de alcanzar elevadas velocidades de transmisión, hace que sea preferible la utilización de esquemas de modulación en banda base. Dicha elección viene además avalada por la dispersión temporal que sufre la señal óptica en las diversas reflexiones ocurridas en paredes y otros reflectores en el trayecto entre transmisor y receptor, la cual provoca un ensanchamiento en los pulsos y, por tanto, un aumento en la interferencia entre símbolos. Este efecto es mucho más pernicioso en los sistemas que usan modulaciones paso banda.

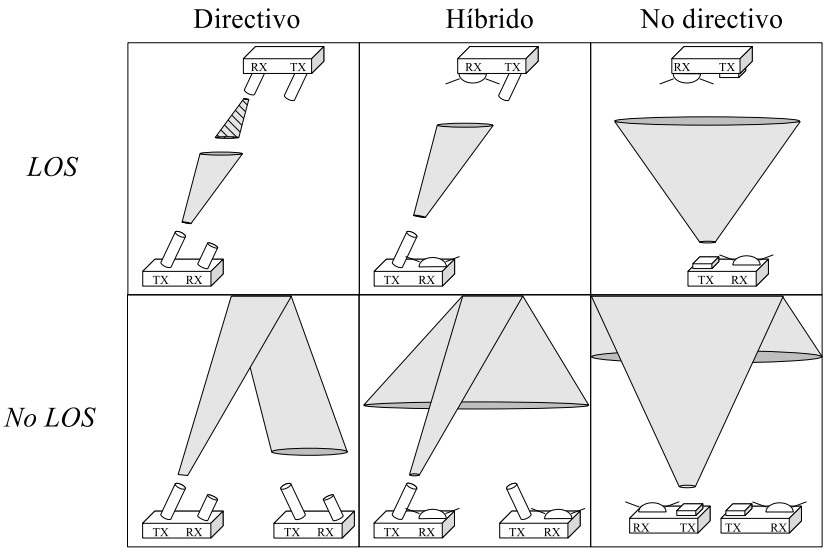


Figura 1.1: Posibles configuraciones para enlaces ópticos no guiados

En un primer intento para eliminar la interferencia producida por las lámparas fluorescentes, se suele incluir un filtro óptico previo al fotodetector pero que, en la práctica, se ve insuficiente por lo que se plantea la incorporación adicional de un dispositivo de filtrado paso alto previo a la etapa preamplificadora. Este filtro introduce una distorsión adicional que afectará en mayor o menor medida a la señal eléctrica de salida del fotodetector en función del esquema de modulación utilizado, por lo que su efecto sobre la señal recibida deberá tenerse en cuenta a la hora de diseñar el subsistema receptor y el esquema de modulación utilizado.

1.3. El enlace óptico no guiado. Configuraciones

Relacionadas con las aplicaciones comentadas anteriormente, se encuentran las posibles configuraciones que pueden adoptar los enlaces ópticos no guiados en ambiente de interior, mostradas en la Fig. 1.1.

La clasificación mostrada se ha realizado atendiendo fundamentalmente a dos criterios. El primero de ellos es el grado de directividad de los dispositivos transmisor y receptor, de manera que se denominan enlaces *directivos* a aquellos en los que los emisores y detectores tienen, respectivamente, un diagrama de radiación y un campo de visión estrechos, resultando imprescindible el correcto alineamiento entre ambos para establecer la comunicación. Por otro lado, en los enlaces *no directivos* se utilizan dispositivos con diagramas de radiación y campos de visión bastante amplios, no siendo necesaria la alineación entre ellos. Mientras que en los primeros se maximiza

la eficiencia de potencia transmitida al reducir las pérdidas de propagación y el ruido detectado, los enlaces no directivos resultan más efectivos en condiciones de movilidad de los transmisores y/o receptores. Como se muestra en la Fig. 1.1, pueden combinarse dispositivos emisores y receptores con diferentes grados de directividad, dando lugar a los denominados enlaces *híbridos*.

El segundo criterio se refiere a la existencia o no de visibilidad directa entre transmisor y receptor. Así, se denominan enlaces *LOS* a aquellos en los que existe visibilidad directa entre transmisor y receptor, lo que permite optimizar la eficiencia en potencia minimizando al mismo tiempo la distorsión multicamino, mientras que los enlaces *no-LOS* permiten establecer la comunicación entre los dispositivos aprovechando las múltiples reflexiones de la señal óptica en paredes, techo y, en general, en cualquier superficie reflectora del recinto, incrementando la robustez del enlace al permitir la operatividad del mismo incluso con existencia de sombreado entre transmisor y receptor.

De todas las configuraciones mostradas, son los enlaces no directivos y no-LOS, conocidos como enlaces *difusos*, aquellos que ofrecen la mayor robustez y facilidad de uso por parte del usuario del terminal móvil, resultando idóneos para aplicaciones WLAN [90]. Por este motivo, en el estudio de los diferentes esquemas de transmisión tratados en esta tesis se ha considerado que la transmisión óptica se realiza en condiciones de enlace difuso, aún teniendo en cuenta la mayor necesidad de potencia óptica transmitida y la relativamente alta dispersión multicamino existente.

Como alternativa al enlace difuso, los enlaces híbridos no-LOS, y más concretamente los enlaces denominados cuasi-difusos (Q-difusos), pretenden aprovechar las ventajas tanto de los enlaces directivos como de los difusos. En este sentido, las técnicas de diversidad angular se basan en la proyección de los haces de radiación infrarroja en pequeñas áreas sobre las superficies reflectantes de manera que, en recepción, pueden aplicarse varios algoritmos existentes para la detección de la señal en las mejores condiciones posibles [8, 10, 29, 129]. En este ámbito, existe una novedosa línea de investigación encaminada al diseño de un receptor auto-orientable para enlaces basados en transmisores multihaz y receptores multicanal, que maximiza la relación señal a ruido de recepción mediante algoritmos de posicionamiento que controlan al cabezal móvil de recepción [30, 31, 32]. Aun así, en esta tesis no se han utilizado este tipo de técnicas de diversidad, centrando el estudio en el diseño de esquemas de codificación de tasa adaptativa para enlaces difusos. No obstante, como se refleja en el capítulo 6, existen líneas futuras de investigación en las que se pretende incorporar las técnicas de transmisión aquí descritas en sistemas de diversidad angular basadas en la utilización de canales cuasi-difusos y receptores auto-orientables.

La mayor parte de los sistemas de comunicaciones radio basan la transmisión de la información en una modulación de amplitud, fase o frecuencia, o en alguna combinación

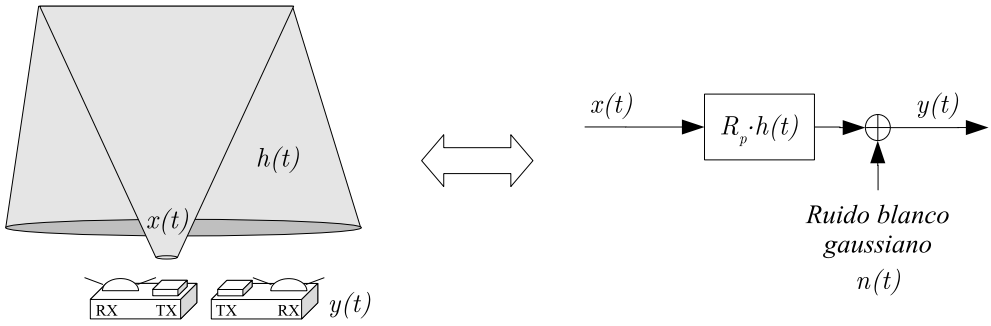


Figura 1.2: Modelo de canal IM/DD asociado a una configuración de enlace difuso

entre ellas, normalmente asociada a detección coherente. Sin embargo, en el dominio óptico, resulta difícil la detección de este tipo de señales en un entorno de propagación no directivo en el que la fase de la señal es distorsionada por el efecto multicamino. Además, los sistemas coherentes requieren del uso de fuentes ópticas de anchura espectral mínima, lo que incrementa enormemente la complejidad y coste de fabricación. Así, se propone como alternativa la *modulación de intensidad* óptica (IM), donde la intensidad o potencia de la señal transmitida es proporcional a la señal moduladora. Para ello se utilizan transductores de energía eléctrica a energía óptica, denominados fotoemisores, dentro de los cuales se puede distinguir entre diodos emisores de luz (LED) o diodos láser de semiconductor (LD). Los LEDs, de menor coste, tienen un diagrama de radiación bastante amplio, mientras que los láseres son mucho más directivos, transmitiendo una potencia óptica más elevada. En enlaces ópticos difusos, aunque inicialmente se han utilizado preferiblemente los LEDs como fuentes ópticas, con el objetivo de reducir coste y facilitar el cumplimiento de las directivas sobre seguridad ocular, las modernas técnicas de fabricación de láseres permiten obtener dispositivos de altas prestaciones y bajo coste [1, 5].

En cuanto a la demodulación de la señal óptica, la alternativa a la detección coherente es la *detección directa* (DD), realizada mediante el uso de un fotodetector. Este dispositivo es un transductor de energía óptica a energía eléctrica, cuya corriente de salida (fotocorriente) es proporcional a la intensidad de la señal óptica recibida que, en caso de utilizar modulación de intensidad, coincide con la señal moduladora original. De las dos opciones más comunes de fotodetector, PIN o APD, se elige el primero de ellos por generar menor nivel de ruido y presentar mejores prestaciones en cuanto a estabilidad frente a cambios ambientales, aunque el APD tiene la ventaja de introducir ganancia en la detección de la señal óptica. En general, este método de modulación/demodulación se utiliza de manera extensiva en los sistemas de comunicaciones ópticas no guiadas, reduciendo así el coste de implementación de los dispositivos transmisor y receptor.

En la Fig. 1.2 se muestra un modelo básico de canal IM/DD, donde $x(t)$ representa

la señal de potencia óptica transmitida al medio, $y(t)$ es la fotocorriente de salida del fotodetector PIN, con parámetro respuesta o responsividad R_p, y cuyo canal puede modelarse mediante un sistema lineal en banda base descrito mediante la respuesta al impulso $h(t)$, que puede considerarse invariante en el tiempo puesto que las posibles variaciones son, en la práctica, extremadamente lentas en comparación con la tasa binaria [18, 89, 92]. Las dimensiones del área de detección son muchísimo más elevadas que la longitud de onda de trabajo por lo que, al ser la fotocorriente $y(t)$ proporcional a la integral de la potencia óptica recibida en toda la superficie del fotodetector, se minimiza el efecto de los posibles desvanecimientos por efecto de la transmisión multicamino. Sin embargo, la señal óptica $x(t)$ sufre distorsión multicamino debido a las numerosas reflexiones que se propagan por diferentes caminos en el recinto. Este fenómeno es más pernicioso en enlaces no directivos, especialmente cuando no existe visibilidad entre transmisor y receptor.

Por otro lado, la luz ambiental, que provoca niveles elevados de radiación indeseada en el espectro visible e infrarrojo, aunque es reducida por el filtrado óptico previo al fotodetector, produce una corriente de ruido shot a la salida del mismo, $n(t)$, que va a ser, generalmente, el ruido predominante. Además, dicho ruido, al ser de alta intensidad, puede ser modelado como ruido blanco, gaussiano e independiente de la señal de información $x(t)$ [22, 33, 89, 97]. Dicha suposición también es válida para el supuesto de bajo nivel de luz ambiental, puesto que en este caso el ruido predominante será el ruido térmico generado por el propio amplificador, que sigue siendo gaussiano e independiente de la señal $x(t)$.

Por tanto, el modelo de canal banda base se reduce a

$$y(t) = R_p \cdot x(t) * h(t) + n(t) \tag{1.1}$$

donde el símbolo $*$ indica convolución. Es necesario tener en cuenta que, aunque el canal IM/DD parece comportarse como cualquier canal convencional, existen una serie de particularidades que lo hacen diferente. Por ejemplo, al ir la señal de información modulada sobre la potencia óptica instantánea de la portadora, la señal $x(t)$ nunca es negativa y, además, la potencia óptica promedio transmitida no se obtiene a partir de $x^2(t)$ sino mediante la siguiente expresión

$$P_t = \lim_{T\to\infty} \frac{1}{2T} \int_{-T}^{T} x(t)dt \tag{1.2}$$

donde se observa claramente la diferente dependencia de la potencia media en función del valor instantáneo para canales ópticos IM/DD y canales radio, en los que el promediado temporal se hace sobre $|x(t)|^2$. La potencia óptica promedio recibida por el fotodetector es $P_r = H(0) \cdot P_t$ donde $H(0) = \int_{-\infty}^{\infty} h(t)dt$ es la ganancia DC del canal.

Así, si se considera un sistema digital que trabaja a un régimen binario R_b y que el ruido dominante es blanco y gaussiano, con una densidad espectral de potencia

unilateral N_0, la relación señal a ruido eléctrica a la salida del fotodetector vendrá dada por la siguiente expresión

$$SNR = \frac{R_p^2 P_r^2}{R_b N_0} = \frac{R_p^2 H^2(0) P_t^2}{R_b N_0} \tag{1.3}$$

donde queda reflejado uno de los principales inconvenientes del canal IM/DD: la dependencia de la relación señal a ruido del cuadrado de la potencia óptica media recibida implica que en los enlaces infrarrojos IM/DD la potencia transmitida deberá ser relativamente elevada mientras que las pérdidas por propagación permitidas para obtener cierta calidad serán menores que en el caso de los canales convencionales [97, 18, 124].

Por otro lado, el efecto de sombreado entre transmisor y receptor puede producir grandes variaciones en la relación señal a ruido que pueden provocar, incluso, la caída del enlace establecido entre ellos. Este hecho obliga al diseño de esquemas de transmisión de tasa adaptativa que permitan modificar la velocidad de transmisión en función de la relación señal a ruido existente en el canal, hasta conseguir una probabilidad de error suficientemente baja para asegurar la transmisión de la información con niveles de calidad aceptables.

1.4. Sistemas actuales de comunicaciones ópticas no guiadas. Estándares

En la actualidad, gran parte de los sistemas ópticos no guiados basados en la utilización de configuraciones de enlaces directivos o híbridos en los que existe visibilidad directa entre transmisor y receptor, es decir de tipo LOS, ya que las pérdidas de propagación son muy bajas, permitiendo así un consumo de potencia pequeño junto con la utilización de receptores simples y de bajo coste. Los enlaces directivos-LOS o híbridos-LOS ofrecen, además, una distorsión multicamino despreciable, permitiendo alcanzar velocidades de transmisión cercanas a 100 Mb/s, manteniendo unos diseños sencillos de transmisor y receptor. Sin embargo, estos diseños están orientados a aplicaciones punto a punto o punto a multipunto, no siendo adecuados para redes de acceso múltiple como las redes WLAN, puesto que resulta complicado establecer una conectividad bidireccional simultánea entre más de dos dispositivos.

Los enlaces directivos-LOS e híbridos-LOS han sido utilizados masivamente en unidades de control remoto y otras aplicaciones unidireccionales de bajas velocidades de transmisión. En este sentido, la asociación IrDA (Infrared Data Association) ha generado una serie de estándares para aplicaciones de corto alcance, visibilidad directa y conectividad half-duplex, cumpliendo con los requisitos de bajo consumo de potencia y bajo coste. El último estándar publicado por esta organización, denominado VFIr (Very Fast Infrared), está orientado al denominado modelo *Point&Shoot*, que presupone enlaces de tipo LOS con una cobertura de hasta 1 m dentro de un ángulo de potencia

mitad máximo de 30°. Este estándar ofrece una velocidad máxima de transmisión de 16 Mb/s utilizando un esquema de transmisión, conocido como HHH(1,13), basado en la generación de códigos RLL (Run-Length Limited) [79, 78]. Anterior a éste se encuentra el extendido IrPHY 1.3 que, mediante la selección de diferentes esquemas de modulación, proporciona velocidades entre 2.4 kb/s y 4 Mb/s, siempre con un alcance máximo de 1 m.

Aunque, en general, IrDA ha orientado su labor hacia los sistemas LOS de corto alcance y de baja velocidad de transmisión, ésta desarrolló junto a IBM un nuevo estándar denominado AIr (Advanced Infrared), que pretende solventar las limitaciones de los esquemas punto a punto y proporcionar un entorno de acceso múltiple, para redes de área local basadas en enlaces no directivos, con ángulos de potencia mitad de 120° [2]. En este estándar se propone la técnica CSMA/CA (Carrier Sensing Multiple Access with Collision Avoidance) como mecanismo de acceso al medio compartido. La transmisión utiliza modulación de pulsos por posición de 4 niveles (4-PPM) a una velocidad de 4 Mb/s junto con una técnica de tasa adaptativa basada en codificación con repetición que permite adaptar la velocidad de transmisión a las condiciones que presente el canal de comunicación. Así, las velocidades soportadas por AIr son 4 Mb/s, 2 Mb/s, 1 Mb/s, 500 kb/s y 250 kb/s, correspondiendo a factores de reducción de tasa de 1, 2, 4, 8 y 16, respectivamente. Sin embargo el rápido crecimiento de la tecnología multimedia hace insuficiente las velocidades de estos sistemas, por lo que en la actualidad, IrDA está trabajando en las especificaciones del estándar UFIr (*Ultra Fast Infrared*), el cual pretende alcanzar velocidades de 100 Mb/s y, en un futuro no muy lejano, de hasta 500 Mb/s. En este caso, el esquema de codificación que se baraja está basado en un código bloque de tipo 8B10B que tiene como objetivo la maximización de la eficiencia espectral, superando la ofrecida por el esquema de codificación HHH(1,13) del estándar VFIr [7, 12].

A su vez, otro estándar orientado al diseño de WLANs y reconocido mundialmente es el publicado por el Instituto de Ingenieros Eléctricos y Electrónicos (IEEE) y denominado IEEE 802, formado por un conjunto de documentos entre los que se encuentra el IEEE 802.11. Dentro de la jerarquía de niveles OSI (Open System Interconnection), este estándar establece tanto la capa física como la de control de acceso al medio (MAC) y, aunque trata las tecnologías infrarroja y radio, presta especial atención a esta última [3]. En cuanto a la especificación de la transmisión infrarroja, las velocidades soportadas son de 1 Mb/s y 2 Mb/s obtenidas mediante codificaciones 16-PPM y 4-PPM respectivamente, utilizando la ventana de emisión comprendida entre 850 nm y 950 nm para ofrecer una cobertura de alrededor de 10 m mediante enlaces no directivos. Como puede observarse, el estándar IEEE para redes WLAN se refiere en todo momento a bajas velocidades de transmisión, mientras que en el dominio radio, se añadieron dos extensiones, 802.11a y 802.11b, que proporcionaban velocidades de hasta 54 Mb/s y 11 Mb/s, respectivamente.

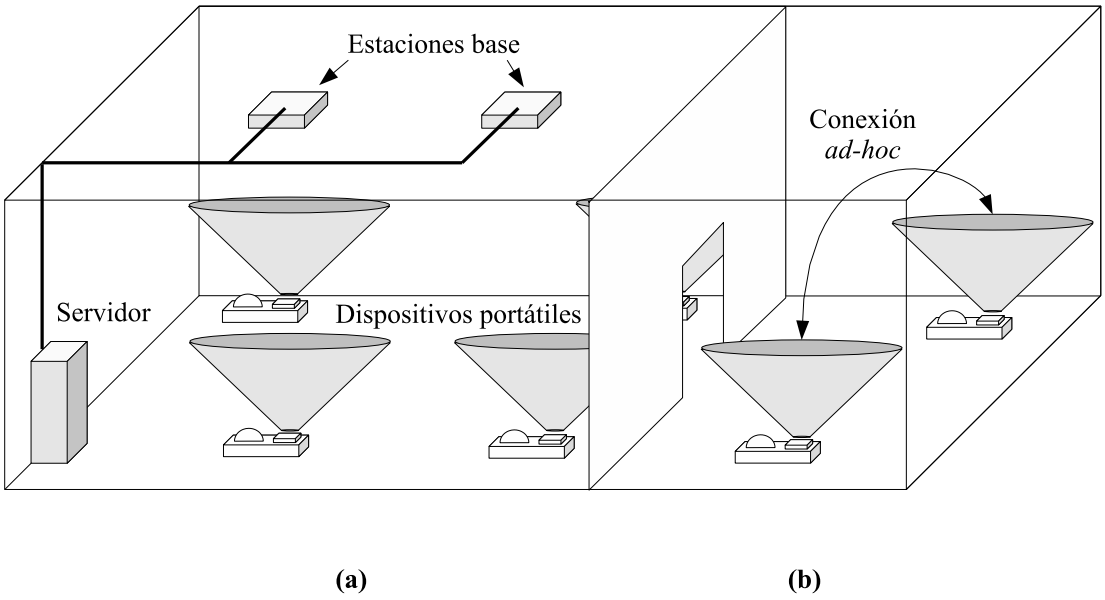


Figura 1.3: Posibles configuraciones de redes wireless LAN en sistemas comerciales:(a) basada en red cableada; (b) conexión ad-hoc entre terminales

Desde el punto de vista de las posibles topologías de red WLAN, existen dos tendencias de diseño atendiendo a las aplicaciones comentadas al inicio de este capítulo, es decir, una primera técnica en la que los terminales portátiles hacen uso de enlaces ópticos difusos para tener acceso a los recursos ofrecidos por una red LAN cableada, y una segunda en la que los propios terminales se conectan unos con otros creando una red *peer-to-peer*, que no tiene clientes ni servidores fijos, ya que los terminales conectados realizan el papel de clientes y servidores de los demás nodos de la red. En la Fig. 1.3 se muestran ejemplos de estas dos técnicas de diseño.

La primera opción (a) consiste en ofrecer conectividad entre unidades portátiles a través de una red fija de alta velocidad con un elemento servidor como bloque central de dicha red. El ejemplo típico de dicha configuración lo representa el sistema comercial SpectrixLite^{TM}, desarrollado por Spectrix Corporation a final de la década de los 90, el cual permite conectividad entre unidades portátiles mediante una red de estaciones base interconectadas entre sí. Cada estación base soporta hasta 16 transceptores portátiles y permite una capacidad de transmisión no superior a 4 Mb/s. El esquema de modulación utilizado es OOK con pulsos RZ y permite una transmisión fiable en un rango de 15 m con una probabilidad de error de alrededor de 10^{-6} [89]. En la actualidad, tanto el estándar IEEE 802.11 como el AIr propuesto por la IrDA constituyen las referencias más utilizadas para el diseño de sistema WLAN mediante transmisión infrarroja.

La segunda configuración posible (b) consiste en el establecimiento de comunicación directamente entre unidades portátiles sin necesidad de hacer uso de una red fija intermedia. Este tipo de sistemas reciben el nombre de redes *ad hoc* y su objetivo más inmediato es proporcionar conectividad entre usuarios de forma temporal. En este sentido IBM desarrolló un sistema que permite conectar terminales con este método operando a una velocidad de transmisión de 1 Mb/s utilizando para ello una modulación PPM de 16 niveles. En este sistema se garantiza cobertura en una región de dimensiones máximas de 10 m x 10 m [89].

Por último, estudios publicados recientemente reflejan la viabilidad de enlaces no directivos de bajo coste trabajando a regímenes binarios considerablemente superiores a los utilizados por los sistemas mencionados hasta ahora, manejando velocidades de transmisión del orden de 100 Mb/s [6, 7, 12, 13, 14, 23]. Por esta razón, en esta tesis se analizan las prestaciones ofrecidas por distintas técnicas de transmisión de tasa adaptativa a velocidades nominales de transmisión de 50 Mb/s y de 100 Mb/s.

1.5. Objetivos y organización de la tesis

De lo expuesto en los apartados anteriores se concluye que la creciente necesidad de soluciones tecnológicas que mejoren las prestaciones de las comunicaciones inalámbricas entre dispositivos portátiles, se plasma en el desarrollo de técnicas de transmisión mediante radiación óptica infrarroja. Este mecanismo de transmisión presenta características que permiten incrementar en gran medida la velocidad de transmisión manteniendo la calidad de los enlaces establecidos. En especial, proliferan los sistemas de comunicaciones ópticas no guiadas que operan en ambiente de interior, orientados a aplicaciones de redes de área local inalámbricas (WLAN). En este sentido, es interesante implementar esquemas de modulación de tasa adaptativa que permitan al enlace de comunicación variar la velocidad de transmisión en función de las características de calidad del canal en cada instante.

Esta tesis se enmarca en el análisis y diseño de esquemas de transmisión de tasa adaptativa para sistemas de comunicaciones ópticas inalámbricas en ambiente de interior, centrando el estudio en la medida de las prestaciones proporcionadas por cada técnica, en términos de probabilidad de error de bit (BER). Así, se pretende analizar el efecto que tienen las posibles distorsiones introducidas por el canal y por el cabezal de entrada del receptor sobre la señal óptica transmitida, obteniendo conclusiones sobre la mayor o menor adecuación de diferentes esquemas de codificación a las características del sistema, especialmente a los elementos de filtrado del receptor junto con la dispersión multicamino asociada al canal.

Como base del análisis que se pretende realizar, en el capítulo 2 se define la relación de potencia óptica pico a promedio (PAOPR) como criterio válido de comparación en-

tre los diferentes esquemas de transmisión, justificando su utilización como referencia del estudio mediante la realización de las correspondientes simulaciones para la estimación de la BER, aplicando el método de Monte-Carlo. En este sentido, se desarrollan algoritmos eficientes que permiten obtener resultados de BER cercanos a 10^{-9} a partir de secuencias pseudoaleatorias de prueba. En el modelo de sistema óptico inalámbrico implementado, los elementos más restrictivos son, por un lado la distorsión multicamino producida por el canal y, por otro, el efecto del filtrado paso alto eléctrico que se suele utilizar tras el fotodetector para eliminar las interferencias introducidas por la luz ambiental y, en especial, por los transitorios de encendido de las lámparas fluorescentes, ocupando frecuencias de hasta 500 kHz. En cuanto al modelo de canal, se realiza un pequeño estudio de las dos alternativas más utilizadas y se justifica la elección del modelo de exponencial decreciente como compromiso entre complejidad de implementación y fidelidad con las medidas experimentales realizadas en la bibliografía. La principal característica de este modelo de canal es el limitado ancho de banda disponible, de alrededor de 50 MHz, según condiciones típicas en recintos convencionales.

Tras la definición, en el capítulo 2, del parámetro PAOPR y la descripción del modelo de sistema óptico no guiado utilizado en las simulaciones en el capítulo 3 se procede a analizar el comportamiento de esquemas de codificación que permiten incrementar las prestaciones ofrecidas mediante la inserción selectiva de intervalos variables de silencios en la trama codificada transmitida al canal. En este sentido, se aborda el estudio de la técnica de inserción de silencios sin memoria, sencilla en su implementación, o mediante la utilización de esquemas de codificación con memoria como OOK-GSc y OOK-GScc. En esta tesis se aborda este estudio desde el punto de vista de las técnicas de generación de secuencias de longitud constreñida (RLL), ampliamente utilizadas en aplicaciones de almacenamiento de información en soportes magnéticos y ópticos. Así, se realizará también un análisis del esquema de codificación HHH(1,13) publicado por la IrDA en su estándar VFIr que, aún estando orientado a enlaces punto a punto de corto alcance, resulta igualmente aplicable en esquemas de transmisión difusa.

Por otro lado, en el capítulo 4 se analiza el comportamiento de técnicas de codificación convolucional, clásicamente utilizadas en aplicaciones radio. Tras describir brevemente los fundamentos de la codificación convolucional y del algoritmo de decodificación más adecuado, se procede a realizar simulaciones de códigos convolucionales típicos, analizando los resultados con las técnicas de inserción de intervalos de silencio descritas anteriormente. El mismo estudio se realiza con las técnicas de codificación convolucional perforadas de tasa compatible (RCPC) cuyo objetivo es el de dotar a las técnicas de transmisión de mayor capacidad de adaptación a las condiciones del canal, simplificando en la medida de lo posible los algoritmos de decodificación.

En el capítulo 5, y con el objetivo principal de mejorar el comportamiento de los esquemas de codificación en relación con el parámetro PAOPR y la probabilidad de error, se abordan técnicas de codificación bloque basadas en las modulaciones de pulsos por

posición, en las versiones de un solo pulso (PPM) o de múltiples pulsos (MPPM). En este sentido se presenta un novedoso esquema de codificación bloque basada en la utilización de palabras código con peso Hamming variable (vw-MPPM), en contraposición con los dos anteriores de peso Hamming fijo. Una vez definida la técnica y realizado el estudio de las prestaciones ofrecidas, se analizan las características espectrales de la señal óptica transmitida al medio.

Finalmente, como conclusión, en el capítulo 6 se presenta un breve resumen de lo realizado en esta tesis, describiendo a continuación las posibles líneas futuras de investigación que pretenden ser continuación de este trabajo. Asimismo se enumeran las publicaciones más relevantes que han sido elaboradas en el marco de esta tesis.

1.6. Listado de publicaciones

En el marco de esta tesis, las contribuciones aportadas han sido difundidas mediante las publicaciones y conferencias que a continuación se enumeran, tanto en al ámbito nacional como internacional.

De ámbito internacional:

Publicaciones

- *Rate-adaptive transmission schemes in the context of runlength-limited codes for optical wireless communications*. J. M. Garrido Balsells, A. García Zambrana y A. Puerta Notario. IEEE Communications Letters, vol. 9, no. 9, páginas 787-789. Septiembre 2005.

- *Variable weight MPPM technique for rate-adaptive optical wireless communications*. J. M. Garrido Balsells, A. García Zambrana y A. Puerta Notario. IEE Electronics Letters, vol. 42, no. 1, páginas 43-44. Enero 2006.

- *Spectral characterisation of variable weight MPPM modulation technique*. J. M. Garrido Balsells, A. García Zambrana y A. Puerta Notario. IEE Electronics Letters, vol. 42, no. 19, páginas 1109-1110. Septiembre 2006.

Congresos

- *Performance Evaluation of Rate-Adaptive Transmission Techniques for Optical Wireless Communications*. J. M. Garrido Balsells, A. García Zambrana y A. Puerta Notario. Proceedings of the IEEE Vehicular Technology Conference (VTC Spring 2004), vol. 2, páginas 914-918. Mayo 2004, Milán.

- *Novel block coding method for rate-adaptive optical wireless communications systems*. J. M. Garrido Balsells, A. García Zambrana y A. Puerta Notario. Proceedings of the IEEE Global Telecommunications Conference (Globecom 2005), vol. 1, páginas 379-383. Noviembre 2005, San Luís.

De ámbito nacional:

Congresos

- *Técnicas de codificación RLL de tasa adaptativa para sistemas de comunicaciones ópticas no guiadas*. J. M. Garrido Balsells, A. García Zambrana y A. Puerta Notario. XIX Simposium Nacional de la URSI 2004. Septiembre 2004, Barcelona.

- *Técnicas de Codificación RLL y RCPC para Enlaces Ópticos no Guiados de Tasa Adaptativa*. J. M. Garrido Balsells, A. García Zambrana y A. Puerta Notario. XIV Jornadas Telecom I+D 2004. Noviembre 2004.

- *Nuevo esquema de codificación de bloques para sistemas de comunicaciones ópticas no guiadas de tasa adaptativa*. J. M. Garrido Balsells, A. García Zambrana y A. Puerta Notario. XX Simposium Nacional de la URSI 2005. Septiembre 2005, Gandía.

- *Caracterización espectral de la técnica de modulación MPPM con peso Hamming variable*. J. M. Garrido Balsells, A. García Zambrana y A. Puerta Notario. XXI Simposium Nacional de la URSI 2006. Septiembre 2006, Oviedo.

Capítulo 2

El canal óptico difuso. Características y modelado

2.1. Introducción

Según se ha presentado en el capítulo anterior, el objetivo del presente trabajo es estudiar y proponer nuevos esquemas de transmisión de tasa adaptativa para el establecimiento de enlaces robustos en ambiente de interior, utilizando para ello una configuración de enlace óptico difuso, el cual presenta una mayor robustez ante las posibles variaciones de las condiciones de calidad del canal [28, 89]. En este sentido, se describen en este capítulo los dos modelos de canal difuso que se emplean de forma extensiva en la bibliografía: el modelo de *exponencial decreciente*, muy sencillo en su implementación, y el modelo de *reflexión en el techo*, más complejo que el anterior aunque ligeramente más preciso que el primero [27, 28, 92].

El análisis de los dos modelos descritos se realizará en base a la similitud de la distorsión introducida en la señal óptica con las medidas experimentales de distorsión multicamino presentadas en [28, 92]. Así, se justificará la selección del modelo de *exponencial decreciente* como modelo válido de canal, debido a su fácil implementación y a que los resultados obtenidos, como se demostrará, no ofrecen diferencias substanciales respecto del modelo de reflexión en el techo.

El estudio de las diferentes técnicas de transmisión está basado en simulación mediante el método de Monte-Carlo [80], por lo que es necesario describir en detalle el modelo de sistema utilizado para dichas simulaciones. En primer lugar, se presenta muy brevemente la metodología de simulación utilizada, tras lo cual se muestra el modelo de sistema empleado, desglosando los distintos bloques funcionales que lo componen.

Por último, aunque el análisis de los esquemas de transmisión estudiados se realice

MENÚ SALIR

mediante simulación, es deseable la existencia de algún parámetro analítico que respalde dichos resultados simulados, permitiendo así estimar el comportamiento de las técnicas de transmisión estudiadas. En este sentido, se demuestra que en el ámbito de las comunicaciones ópticas inalámbricas en entornos de interior que hacen uso del canal difuso para el establecimiento de los enlaces, la maximización de la relación entre potencia óptica de pico y potencia óptica promedio transmitida, en adelante denotada como PAOPR, asegura una mejora de las prestaciones de la comunicación establecida desde el punto de vista de la reducción de la probabilidad de error de bit (BER) [58, 59].

Por este motivo se presenta el parámetro PAOPR, como medida clave para el estudio realizado en esta tesis y que servirá de fundamento para la definición de las simulaciones a realizar con posterioridad. En la descripción de este parámetro intervienen de forma decisiva tanto la forma de pulso utilizada, como las características de la señal binaria transmitida desde un punto de vista estadístico [59]. De hecho, este trabajo se centra en este segundo aspecto, estableciendo una forma de pulso gaussiana para la realización de todas las simulaciones. La elección de dicha forma de pulso se justifica en este capítulo, indicando las ventajas ofrecidas sobre otras formas de pulso utilizadas de forma habitual [52, 56, 89]

2.2. Modelo de canal óptico difuso

En la Fig. 2.1 se muestra un modelo básico de canal óptico no guiado con una configuración de enlace no directiva, basado en modulación de intensidad y detección directa (IM/DD). Está compuesto por un emisor de infrarrojos como transmisor y un fotodetector como transductor de señal óptica a señal eléctrica, cuya área de detección se puede considerar muy superior a la longitud de onda de funcionamiento, ofreciendo así un mecanismo inherente de diversidad espacial [18, 89].

La señal de entrada al canal, $x(t)$, representa la potencia óptica instantánea de la señal transmitida al medio, mientras que $y(t)$ representa la fotocorriente instantánea de salida del fotodetector, resultado del producto de la responsividad del dispositivo R_p y la potencia óptica recibida por éste e integrada en toda el área de detección. La señal óptica transmitida al medio se propaga hasta el receptor mediante un mecanismo de múltiples reflexiones en las numerosas superficies reflectantes que conforman el recinto en el que se emite la señal óptica [28, 92]. Así, el canal puede ser modelado como un sistema lineal en banda base con entrada $x(t)$, salida $y(t)$ y con una respuesta al impulso $h(t)$ resultado de la configuración física de los dispositivos transmisor y receptor, junto con todos los elementos reflectores que influyen en la propagación de la señal. Esta configuración, y por tanto la respuesta impulsiva del canal, en un entorno típico de interior, presentará una característica cuasi-estática, debido fundamentalmente a las altas tasas de transmisión, la diversidad espacial inherente a las dimensiones del área

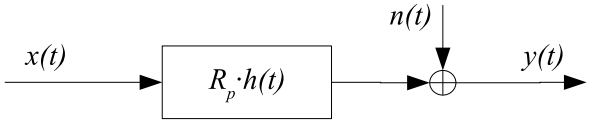


Figura 2.1: Modelo básico de canal óptico no guiado con modulación IM/DD

de fotodetección y a las bajas o nulas velocidades a las que se mueven los objetos del entorno de propagación.

En el ámbito de las comunicaciones ópticas inalámbricas de interior, es válido suponer que la señal se verá afectada por una radiación de fondo de alta intensidad tanto en la zona del espectro infrarrojo como visible, traduciéndose en la existencia de un ruido shot aditivo y blanco, $n(t)$, que puede aproximarse como Gaussiano [89, 97]. Suponiendo que el sistema de recepción está diseñado de forma óptima, el ruido $n(t)$ será el factor limitante en la relación señal a ruido (SNR), que afectará de forma clara en las prestaciones del sistema global. En definitiva, el modelo del canal óptico no guiado puede representarse mediante la expresión

$$y(t) = R_p \cdot x(t) * h(t) + n(t) \tag{2.1}$$

En el caso de sistemas inalámbricos que utilizan tecnologías radio, los modelos en banda base que se utilizan presuponen que las respuestas al impulso son de la forma

$$h(t) = \sum_{n=1}^{N} a_n \delta(t - t_n) e^{j\theta_n t} \tag{2.2}$$

donde los parámetros a_n, t_n, θ_n y N se caracterizan mediante procedimientos estadísticos [28, 91]. El uso de funciones $\delta(\cdot)$ en el caso de sistemas radio es válido por el hecho de que los elementos reflectantes producen, de forma general, reflexiones especulares. Sin embargo, en el caso de propagación de señales infrarrojas, al igual que sucede con la luz visible, la reflexiones en la mayor parte de las situaciones son difusas, es decir, la luz es dispersada hacia una distribución continua de ángulos, independientemente del ángulo de incidencia. En este sentido, al iluminar un objeto reflectante que se encuentre en el ángulo de visión de un posible receptor, la contribución de todas las reflexiones difusas dará como resultado la recepción de un pulso extendido a lo largo del tiempo, por lo que, en lugar de utilizar la función $\delta(\cdot)$ para la caracterización de la respuesta al impulso $h(t)$, sería más adecuado el uso de alguna forma de pulso acorde con la respuesta global de los reflectores difusos [28].

Por tanto, a la hora de modelar el canal óptico no guiado, es necesario prestar especial atención al fenómeno de distorsión multicamino inherente a cualquier tipo de transmisión inalámbrica, especialmente a las que hacen uso de transmisiones no directivas o difusas. Dicha distorsión se traduce en un esparcimiento o dispersión temporal

de los pulsos transmitidos que provoca un aumento de la interferencia entre símbolos [28, 89]. Por este motivo es necesario cuantificar este efecto, definiendo la dispersión temporal D que sufre un canal con respuesta al impulso $h(t)$, como

$$D = \left[\frac{\int_{-\infty}^{\infty} (t-\mu)^2 h^2(t) dt}{\int_{-\infty}^{\infty} h^2(t) dt} \right]^{\frac{1}{2}} \tag{2.3}$$

donde μ es el retardo medio que sufre la señal y viene dado por

$$\mu = \frac{\int_{-\infty}^{\infty} t \cdot h^2(t) dt}{\int_{-\infty}^{\infty} h^2(t) dt} \tag{2.4}$$

En este ámbito, la respuesta al impulso $h(t)$ y la dispersión temporal D pueden considerarse magnitudes deterministas, puesto que el receptor y los reflectores que forman parte del entorno de transmisión estarán fijos la mayor parte del tiempo y, por tanto, $h(t)$ y D también lo serán. Sin embargo, en canales radio con rápida variación temporal, esta suposición no es válida, siendo necesaria la caracterización estadística de los procesos estocásticos implicados.

En la bibliografía, [28, 89] entre otros, se propone el modelado del canal infrarrojo no directivo mediante la búsqueda de funciones simples $h(t)$ de forma que muestren el mismo comportamiento en cuanto a requisitos de potencia óptica promedio y dispersión temporal que los canales reales, para que puedan usarse fácilmente en lugar de la laboriosa medida del canal a efectos de estimación de prestaciones. En concreto se proponen dos modelos de canal, el denominado de *exponencial decreciente*, el más utilizado en el estudio de estos sistemas, y el de *reflexión en el techo*, con un grado mayor de complejidad que el primero. A continuación se describen brevemente estos dos modelos, justificando la selección de uno de ellos para las simulaciones realizadas en este trabajo.

2.2.1. Modelo de exponencial decreciente

Existen dos fenómenos que producen dispersión multicamino en enlaces ópticos difusos: por un lado, las reflexiones múltiples en las diferentes superficies que conforman el entorno de transmisión, y por otro, el hecho de que dichas reflexiones tengan carácter difuso. La luz que llega al receptor proviene, por un lado, del camino directo entre transmisor y receptor, si es que existe visibilidad entre ellos, y por otro, de la secuencia de múltiples reflexiones en los distintos objetos que conforman el entorno de transmisión. Por tanto, en principio sería válido suponer que la respuesta al impulso del canal, al igual que en sistemas radio, estará formado por una secuencia de deltas de Dirac retardadas en función del número de reflexiones a las que la luz esté sometida, las cuales tendrán una amplitud decreciente de forma geométrica en función de la reflectividad

promedio de todas las superficies de la habitación, muy similar a un decaimiento exponencial. Sin embargo, para considerar el fenómeno de reflexión difusa, en lugar de utilizar una función $h(t)$ formada por impulsos discretos, es más adecuado adoptar la envolvente de esas deltas de amplitud decreciente [28, 92].

Como consecuencia, se plantea de manera inmediata la utilización de un modelo de respuesta al impulso que presente un decaimiento exponencial, denominado modelo de *exponencial decreciente* y definido mediante la expresión

$$h_e(t,\tau) = \frac{1}{\tau} e^{-1/\tau} u(t) \tag{2.5}$$

donde τ define la constante de decaimiento de amplitud correspondiente.

Los parámetros de dispersión temporal y frecuencia de corte a 3 dB para este modelo pueden calcularse de forma respectiva como se muestra a continuación

$$D(h_e(t,\tau)) = \frac{\tau}{2} \tag{2.6}$$

$$f_{3dB}(h_e(t,\tau)) = \frac{1}{4\pi D(h_e(t,\tau))} \tag{2.7}$$

siendo éstos los parámetros característicos del modelo y que servirán para un posterior análisis comparativo.

2.2.2. Modelo de reflexión en el techo

Este segundo modelo de canal óptico difuso se basa en la aproximación del entorno de transmisión por un único plano reflector infinito con característica de emisión lambertiana, válida para habitaciones con un techo de grandes dimensiones. Esta aproximación está plenamente justificada, puesto que la propagación multicamino infrarroja está dominada por la reflexión difusa, donde la energía reflejada por cada superficie sigue un patrón lambertiano, independientemente del ángulo de incidencia [28].

En este caso, realizando una serie de simplificaciones relacionadas con las posiciones del transmisor y el receptor, la respuesta al impulso para el modelo *reflexión en el techo* queda definida como

$$h_c(t,\tau) = \frac{6\tau^6}{(t+\tau)^7} u(t) \tag{2.8}$$

siendo esta expresión válida bajo la suposición de que el transmisor y el receptor se encuentran situados en la misma posición. Esta aproximación puede ser considerada desde el punto de vista de la obtención de un modelo simple para la caracterización del canal de transmisión.

MENÚ SALIR

En este caso, la dispersión temporal y la frecuencia de corte a 3 dB pueden obtenerse a partir de las siguientes expresiones

$$D(h_c(t,\tau)) = \frac{\tau}{2}\sqrt{\frac{13}{11}} \tag{2.9}$$

$$f_{3dB}(h_c(t,\tau)) = \frac{K}{4\pi D(h_e(t,\tau))} \tag{2.10}$$

donde K viene determinado por

$$\left| \int_0^\infty \frac{e^{-j6Ku\sqrt{11/13}}}{(1+u)^7} du \right| = \frac{1}{6\sqrt{2}} \tag{2.11}$$

cuyo valor es aproximadamente de 0.925.

Como se puede observar, ambos modelos presentan una relación inversamente proporcional entre la dispersión temporal de la señal y la frecuencia de corte a 3 dB característica del canal. Sin embargo, a igual dispersión temporal, el modelo de reflexión en el techo presenta un ancho de banda ligeramente inferior que el modelo de exponencial decreciente.

En cualquier caso, en [28, 92], tras la definición de los modelos descritos, se realiza una comprobación experimental de la exactitud de comportamiento de ambos modelos en cuanto a la relación existente entre la dispersión temporal y los requisitos de potencia para diversos tipos de canales ópticos no guiados. En este sentido, se presenta una ligera mayor aproximación de los resultados obtenidos con el segundo modelo en relación a los resultados medidos. Sin embargo, teniendo en cuenta que los errores que se cometen al aplicar el modelo de *exponencial decreciente* son inferiores a 0.2 dB de potencia óptica, se opta en este trabajo por la adopción de este modelo para la realización las simulaciones necesarias, debido principalmente a su simplicidad de implementación.

Precisamente por la similitud de los perfiles de las respuestas al impulso para ambos modelos de canal, se considera, en cualquier caso, la validez de los resultados obtenidos de las simulaciones realizadas en este trabajo.

En la Fig. 2.2 se muestra el gran parecido de ambos modelos de canal, donde aparecen superpuestas las funciones de respuesta al impulso $h(t)$ asociadas a los modelos de exponencial decreciente, utilizado en este trabajo, y de reflexión en el techo, para valores de dispersión temporal del 8 %, 9 % y 10 %. Se puede observar que la respuesta al impulso utilizada en la simulación para una velocidad de transmisión nominal de 50 Mb/s, caracterizada por un ancho de banda equivalente de 50 MHz, presenta un perfil muy parecido al obtenido con el modelo de *reflexión en el techo* para una dispersión temporal de alrededor del 9 % respecto a la duración del período de bit.

Del mismo modo, en la Fig. 2.3 se presentan los resultados de la aplicación del mismo análisis para una velocidad de transmisión de 100 Mb/s, donde se puede comprobar

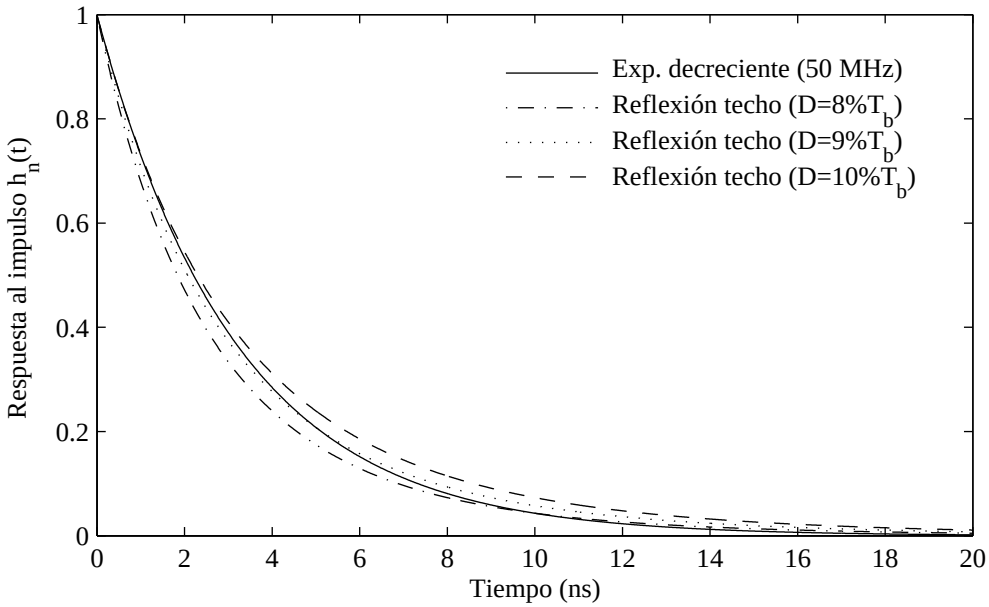


Figura 2.2: Comparación de las repuestas al impulso de ambos modelos funcionales para una velocidad de transmisión de 50 Mb/s. Los perfiles se representan normalizados en amplitud respecto al valor máximo

la coincidencia entre la forma de la respuesta al impulso proporcionada por el modelo de *exponencial decreciente* con el mismo ancho de banda equivalente de 50 MHz, y los perfiles del modelo alternativo asociados a una dispersión temporal de alrededor del 19 % del período de bit.

A lo largo de este trabajo, se utilizará en las simulaciones un canal óptico descrito mediante el modelo de exponencial decreciente atendiendo a la consideración de un enlace de características favorables correspondiente a un recinto de dimensiones convencionales, como las tenidas en cuenta en [92].

2.3. Modelo de sistema óptico inalámbrico para ambiente interior

El principal objetivo del presente trabajo, como ya se ha mencionado, consiste en la búsqueda de las técnicas de transmisión más adecuadas para el establecimiento de enlaces ópticos robustos en ambiente de interior, centrando el estudio en la transmisión difusa por el canal definido en el apartado anterior. Para ello, se ha optado por la simulación numérica de los distintos esquemas de modulación mediante un modelo de sistema óptico no guiado con canal difuso, estimando el comportamiento a nivel de

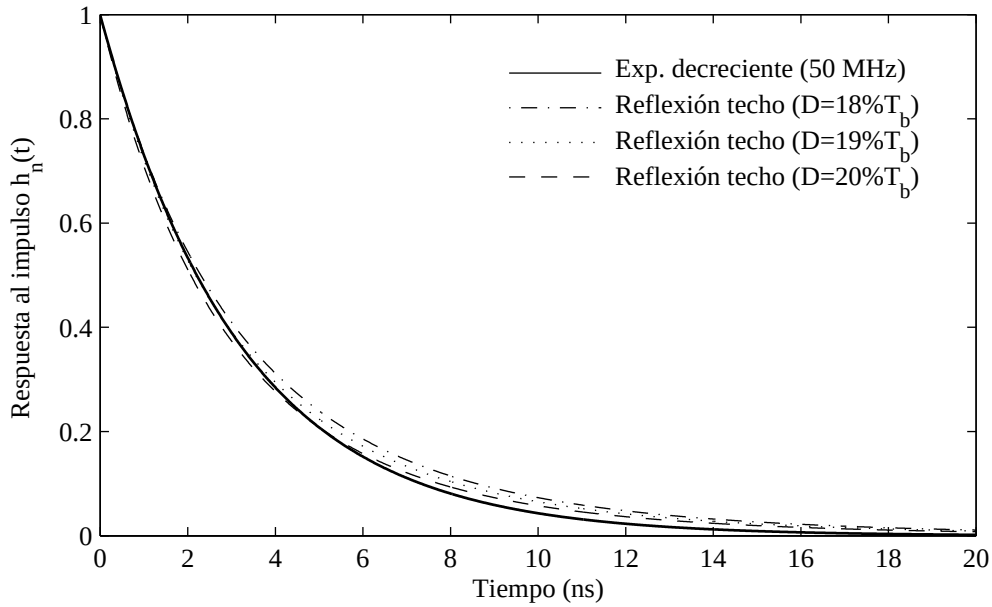


Figura 2.3: Comparación de las repuestas al impulso de ambos modelos funcionales para una velocidad de transmisión de 100 Mb/s. Los perfiles se representan normalizados en amplitud respecto al valor máximo

probabilidad de error de bit (BER) mediante la aplicación del algoritmo de estimación de Monte-Carlo cuasi-analítico [80].

Asimismo, para la realización de las simulaciones se ha implementado el modelo de sistema que se describe a continuación en lenguaje ANSI C para aprovechar al máximo la simplicidad, velocidad de ejecución y compatibilidad multiplataforma que proporciona dicho lenguaje de programación, junto con la capacidad de generación de código eficiente. La gran importancia de utilizar un código eficiente viene determinada por el elevado número de iteraciones necesario sobre todo para la estimación de probabilidades de error inferiores a 10^{-4}.

A continuación se describe brevemente el método simulación de Monte-Carlo junto con su variante cuasi-analítica y se presenta el modelo de sistema aplicado al estudio de las distintas técnicas de transmisión óptica no guiada, detallando cada uno de los componentes del mismo.

2.3.1. El método de Monte-Carlo

La denominada técnica de Monte-Carlo procede de las técnicas de simulación mediante generadores de números aleatorios, usadas como aplicación a los juegos de azar. Por este motivo, dichas técnicas tomaron el nombre de la cuna de los casinos más fa-

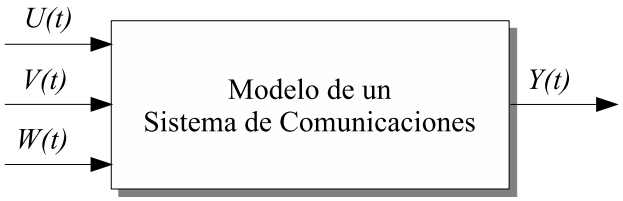


Figura 2.4: Modelo genérico de sistema de comunicaciones con tres señales de entrada $\{U(t), V(t), W(t)\}$ y una salida $Y(t)$

mosos del mundo, Monte-Carlo. Aunque existen numerosas variantes del método de Monte-Carlo, básicamente están relacionadas con la simulación de experimentos aleatorios mediante técnicas artificiales, sin necesidad de ejecutar físicamente dichos experimentos. A continuación se define el método de Monte-Carlo como técnica para la estimación de la probabilidad de error de bit en un sistema de comunicaciones.

Definición del método de Monte-Carlo

En la Fig. 2.4 se muestra un modelo genérico de sistema de comunicaciones, donde las señales de entrada $U(t)$, $V(t)$ y $W(t)$ se consideran procesos aleatorios. El objetivo principal es encontrar las propiedades estadísticas de $Y(t)$ o de alguna función $g(Y(t))$ a partir del conocimiento de las señales de entrada y del propio sistema de comunicaciones. Si se resuelve el problema emulando el comportamiento del sistema, incluyendo la evolución temporal de todas las formas de onda implicadas, entonces se dice que se ha aplicado un método de Monte-Carlo *puro*. Esto implica la generación de valores muestreados de todos los procesos de entrada, permitiendo a los modelos de los bloques funcionales del sistema de comunicaciones operar sobre ellos. De forma ideal, la simulación de Monte-Carlo consiste en una correspondencia directa con el sistema real a analizar, dentro de los límites que permitan los modelos utilizados.

El valor esperado $E\left[g\left(Y(t)\right)\right]$ se estima a partir de las simulaciones de Monte-Carlo de acuerdo con

$$E\left[g\left(\hat{Y}(t)\right)\right] = \frac{1}{N}\sum_{i=1}^{N} g\left(Y(i)\right) \tag{2.12}$$

donde $E\left[\cdot\right]$ es el operador esperanza, $\hat{Y}(t)$ es el valor estimado de $Y(t)$ y N es el número de muestras simuladas.

En la Fig. 2.5 se presenta un ejemplo de sistema de comunicaciones genérico formado por un transmisor, un bloque que simula el comportamiento de un canal de transmisión y un receptor que incluye un elemento de filtrado y un proceso de muestreo y decisión.

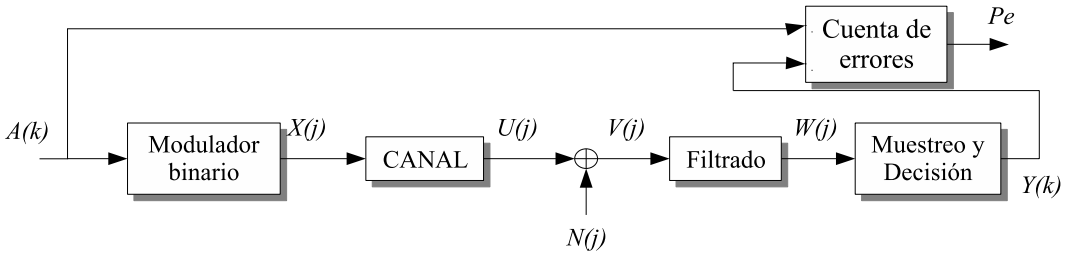


Figura 2.5: Modelo genérico de un sistema de comunicaciones

Para la estimación de la probabilidad de error de bit a la salida del receptor, mediante el método de simulación de Monte-Carlo, es necesario ejecutar los siguientes pasos:

1. Generar los valores muestreados de la secuencia de información binaria de entrada $A(k)$, para $k = 1, ...N$, junto con las muestras de ruido $N(j)$, siendo $j = 1, 2, ..., mN$, considerando que la tasa de muestreo es de m muestras por período de bit.

2. Procesar todas las muestras a través de los modelos de los bloques funcionales y generar la secuencia de salida $Y(k)$.

3. Estimar E(g(Y(k)) como $P_e = \frac{1}{N} \sum_{k=1}^{N} g(Y(k))$

donde $g(Y(k)) = 1$ si $Y(k) \neq A(k)$ y $g(Y(k)) = 0$ si $Y(k) = A(k)$. En otras palabras, el método de simulación de Monte-Carlo se reduce a simular las señales y el efecto sobre ellas de los modelos funcionales implicados, y contar el número de errores cometidos en la simulación a partir de unos valores de entrada conocidos.

La precisión de los resultados obtenidos mediante simulación de Monte-Carlo depende de numerosos factores entre los que se encuentran el procedimiento de estimación utilizado, el tamaño de las muestras seleccionadas, la capacidad de reproducir fielmente el comportamiento de los procesos estocásticos de entrada al sistema, y las suposiciones y aproximaciones relacionadas con el modelo de sistema utilizado. En general, la precisión de las estimaciones depende de manera inversa del tamaño de muestras utilizado, lo que implica la necesidad de un elevado número de muestras para conseguir resultados estadísticamente fiables [80].

Modificación cuasi-analítica del método de Monte-Carlo

En determinadas circunstancias, puede no ser necesaria la simulación de todos los procesos aleatorios presentes en un sistema de comunicaciones. Por ejemplo, en el sis-

tema mostrado en la Fig. 2.5 las prestaciones en cuanto a tasa de error dependerán del ruido existente y de la distorsión acumulada introducida por los filtros. Como el ruido es gaussiano y aditivo a la señal de entrada, el comportamiento a la salida del filtro y, por tanto, a la entrada del bloque de decisión, será el mismo. En ausencia de distorsión, el efecto del ruido aditivo y gaussiano puede ser estudiado de forma analítica sin necesidad de realizar simulaciones. Cuando el sistema introduce distorsión, como es el caso del ejemplo propuesto, los efectos del ruido pueden aún ser caracterizados analíticamente en función de la magnitud de la distorsión. Sin embargo, otros fenómenos pueden resultar difíciles de caracterizar analíticamente aunque fáciles de simular. En este caso, solamente es necesario simular el efecto acumulado de todos los bloques funcionales sobre la señal binaria de entrada, sin necesidad de hacer lo mismo con la señal de ruido.

Las simulaciones de Monte-Carlo en las que sólo una parte de los procesos de entrada al sistema son simulados de forma explícita, mientras que los efectos de otros procesos son incluidos en el estudio mediante técnicas analíticas, se denominan simulaciones de Monte-Carlo parciales o simulaciones cuasi-analíticas. La principal ventaja de este tipo de simulaciones es la reducción en el número de muestras necesarias, en relación con la simulación de Monte-Carlo *pura*, para conseguir estimaciones con la misma precisión. Como se verá a continuación, las simulaciones realizadas en este trabajo para la obtención de tasas de error se han basado en simulaciones de Monte-Carlo cuasi-analíticas, en las que se simplifica analíticamente el estudio del efecto del ruido gaussiano existente en el sistema.

Por último, en [80] se demuestra que, para realizar una medida de probabilidad de error del orden de $p = 10^{-\nu}$, basta con simular el sistema con $10/p$ muestras para que la estimación de la probabilidad de error tenga un intervalo de confianza del 95 %. Esta será, por tanto, la referencia en cuanto a número de bits a utilizar en las simulaciones realizadas en este trabajo.

2.3.2. Descripción del modelo de sistema

El diagrama de bloques general de sistema utilizado se muestra en la Fig. 2.6. Como se puede observar, el sistema puede ser dividido en tres etapas [59, 63]. La primera de ellas, el transmisor, la forman los bloques de generación de trama pseudoaleatoria, el codificador y el modulador; la segunda, el bloque que modela al canal óptico junto con el generador de ruido aditivo, blanco y gaussiano; por último, los bloques que constituyen el modelo de receptor óptico, formado por el filtro paso alto utilizado para eliminar las interferencias de luz ambiental, el filtro adaptado, el muestreador y el bloque decisor, a la salida del cual se obtiene la secuencia binaria recibida. En el modelo presentado se refleja también la frecuencia de muestreo de las señales de tiempo continuo que se desean simular en la herramienta, seleccionando un período de muestreo de $T_s = T_b/48$, donde

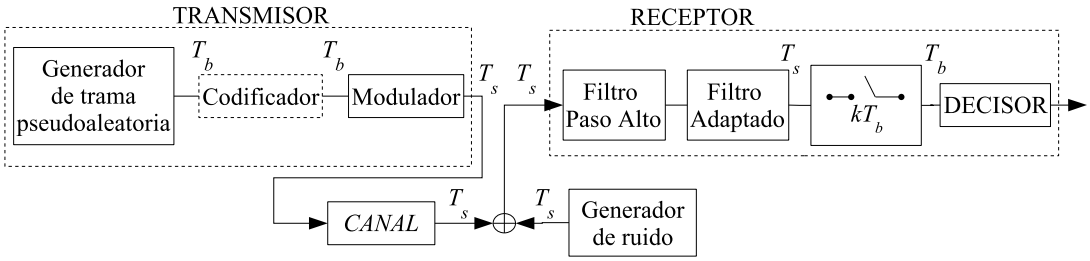


Figura 2.6: Diagrama de bloques del modelo de sistema óptico no guiado utilizado. T_b y T_s indican los intervalos de bit y de muestreo respectivamente

T_b es el intervalo de bit, como valor de compromiso entre una limitada complejidad computacional y una precisión adecuada en la representación de las señales simuladas.

Una mejora que se puede introducir en el anterior modelo de sistema es la optimización del proceso de generación del ruido introducido. En la Fig. 2.6 el ruido es tratado como una señal continua en el tiempo; sin embargo, el algoritmo de simulación se ve mejorado si se trabaja directamente con ruido discreto, permitiendo la aplicación de simulaciones de Monte-Carlo cuasi-analíticas y simplificando la simulación de los procesos aleatorios del sistema. En este sentido, se ha demostrado la viabilidad de utilizar un modelo discreto equivalente de ruido que permite simplificar el proceso de simulación. Dicho modelo se basa en la modificación del nivel de potencia de ruido generado según las respuestas al impulso de los filtros eliminador de interferencias y adaptado. El estudio detallado de dicho modelo aparece en [49]. El diagrama de bloques del sistema se muestra en la Fig. 2.7.

Así, el generador de ruido proporciona a su salida una muestra de ruido blanco gaussiano cada intervalo de bit T_b, la cual será modificada en amplitud por el modelo discreto equivalente de los filtros paso alto y adaptado, tal y como se justifica en el estudio realizado en [49], el cual avala este método de simulación de ruido blanco gaussiano para el modelo de sistema utilizado. De este modo la muestra de ruido es añadida directamente a la muestra de la señal correspondiente en cada intervalo de tiempo, justo antes de aplicar el método de decisión. A efectos del análisis de la probabilidad de error y de la comparación que se realizará posteriormente con expresiones analíticas teóricas, es necesario tener en cuenta el modo en que esta discretización del ruido afecta a la potencia de ruido total simulada.

A continuación se describen con más detalle cada uno de los bloques componentes del sistema.

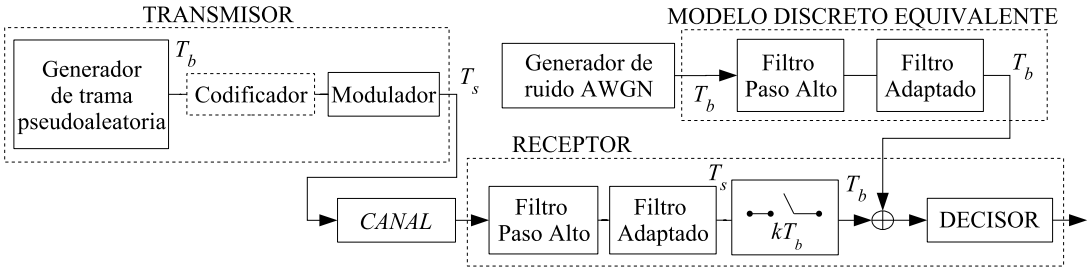


Figura 2.7: Diagrama de bloques del modelo de sistema modificado que incluye el modelo discreto equivalente del filtro eliminador de interferencias y del filtro adaptado. T_b y T_s indican los intervalos de bit y de muestreo respectivamente

Generador de tramas pseudoaleatorias

Para la simulación de las secuencias binarias de información a transmitir por el sistema bajo estudio, se han generado tramas de datos con características pseudoaleatorias, puesto que las señales transmitidas en la realidad no van a estar constituidas por trenes periódicos de pulsos ni por otras formas predefinidas.

Para la generación de las tramas pseudoaleatorias se ha elegido un método simple basado en la utilización de registros de desplazamiento realimentados con ciertas características especiales, denominados registros de desplazamiento realimentados de máxima longitud [97, 124]. En la Fig. 2.8 se muestra el esquema de un registro de desplazamiento realimentado cuyo funcionamiento está gobernado por la siguiente ecuación,

$$x_k = h_1 \cdot x_{k-1} \oplus h_2 \cdot x_{k-2} \oplus \cdots \oplus h_n \cdot x_{k-n} \tag{2.13}$$

donde el símbolo $\oplus$ indica suma en módulo-2, y cada elemento x_i es binario, tomando los valores posibles 0 o 1. Del mismo modo, los coeficientes h_i que caracterizan el registro de desplazamiento también son binarios.

A la Ec. 2.13 se le puede asociar un polinomio generador $h(D)$ de grado n con coeficientes binarios según

$$h(D) = 1 \oplus h_1 \cdot D \oplus h_2 \cdot D^2 \oplus \cdots \oplus h_n \cdot D^n \tag{2.14}$$

Matemáticamente, los coeficientes binarios del polinomio generador junto con las reglas de multiplicación y suma en módulo-2 constituyen un campo algebraico similar al de los números reales y complejos, denominado campo de Galois de dos elementos, denotado como $GF(2)$, cuyas características fundamentales son analizadas en [99].

En cuanto al registro de desplazamiento con realimentación lineal, el estado del sistema puede tomar como máximo 2^n valores diferentes, cumpliéndose las propiedades que se enumeran a continuación [97].

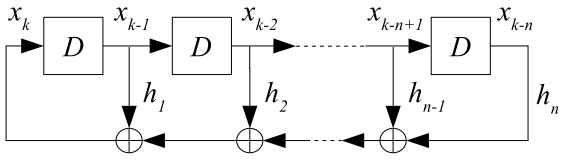


Figura 2.8: Registro de desplazamiento lineal con coeficientes y valores binarios. Las operaciones suma son módulo-2

- Si el estado del registro de desplazamiento es cero $(00\cdots0)$ en un momento determinado, entonces, a partir de ese instante, será invariante e igual a todo ceros.
- Si el vector de estado del sistema se repite para dos instantes de tiempo consecutivos, entonces permanecerá invariante.
- Dado que sólo hay 2^n posibles estados diferentes, la secuencia de estados debe volver siempre a un estado inicial, tras el cual la secuencia de estados se repetirá. Debido a que la salida $y(n)$ es función del estado, también será periódica.

Teniendo en cuenta las anteriores propiedades se puede deducir que el período máximo de las secuencias de estados y por tanto de la secuencia de salida obtenida es de $2^n - 1$ incrementos de tiempo. Este periodo máximo correspondería a una secuencia periódica de estados que varia en cada incremento de tiempo y cuyo ciclo comprende todos los estados excepto el cero $(00\cdots0)$. Un registro de desplazamiento de n bits realimentado se denomina de máxima longitud si el periodo de la secuencia generada vale $N = 2^n - 1$, presentando su salida características de secuencia pseudoaleatoria tal y como se describe en [97].

Sin embargo, no cualquier registro de desplazamiento va a poseer las características necesarias para generar una secuencia pseudoaleatoria de máxima longitud. Así, cuando un polinomio irreducible, es decir, que no tiene más factores que él mismo y la unidad, $h(D)$ de grado n no es divisor de un polinomio $(1 \oplus D^m)$, siendo $m < 2^n - 1$, se dice que es *primitivo*. Y la secuencia de salida de un registro de desplazamiento será de máxima longitud si y sólo si el polinomio generador asociado es primitivo. El período será, por tanto, el entero N mas pequeño tal que $(1 \oplus D^N)$ es divisible por $h(D)$.

En la tabla 2.1 se muestran los polinomios generadores asociados a registros de desplazamiento con el mínimo número de etapas, para órdenes desde $n = 2$ hasta $n = 20$. Cada entrada en la tabla es un número octal que, una vez convertido a binario, especifica los coeficientes del polinomio $h(D)$. Tanto el bit más significativo (izquierda) h_n, como el menos significativo (derecha) h_0, toman el valor 1.

Con el objetivo de mantener un compromiso entre las necesidades de almacenamiento de las tramas binarias y el período de las secuencias pseudoaleatorias generadas, se

Tabla 2.1: Polinomios generadores asociados a registros de desplazamiento de mínima longitud. Los coeficientes están descritos en octal, para órdenes desde $n = 2$ hasta $n = 20$

n	$h(D)$	n	$h(D)$	n	$h(D)$
2	7	9	1021	16	210013
3	13	10	2011	17	400011
4	23	11	4005	18	1000201
5	45	12	10123	19	2000047
6	103	13	20033	20	4000011
7	211	14	42103		
8	435	15	100003		

ha optado por utilizar el registro de desplazamiento de longitud máxima asociado con el polinomio generador de orden 10, $h(D) = 1 \oplus D^3 \oplus D^{10}$. Así, el período de repetición de la secuencia pseudoaleatoria será de 1023 bits, generadas a partir de la realimentación de las celdas tercera y décima de un registro de desplazamiento formado por diez celdas de memoria.

Codificador de canal y modulador

El bloque codificador de canal aparece como elemento opcional dentro del esquema mostrado en la Fig. 2.7, debido a que su inclusión depende de la existencia de codificación sobre la señal binaria de información, previa a la conversión de la trama digital a señal analógica en banda base. La implementación del codificador, en cualquier caso, vendrá establecida por el algoritmo de codificación de canal utilizado en la transmisión. En este sentido, las posibilidades barajadas en este trabajo son las siguientes:

- Técnicas de inserción de intervalos de silencio, ya sea en su versión más básica sin memoria, o esquemas de codificación con memoria entre los que se encuentran los esquemas OOK-GSc y OOK-GScc. Estas técnicas se describen con total detalle en el capítulo 3, junto con la técnica HHH(1,13) definida en el estándar VFIr.
- Esquemas de codificación convolucional estándar o mediante técnicas RCPC, incluyendo la versión híbrida RCPC con inserción de intervalos de silencio, que serán tratadas en el capítulo 4.
- Codificación bloque basada en la utilización de tablas de traducción, descritas en el capítulo 5.

En cuanto al modulador, su función es simular el paso de información digital a analógica en forma de tren de pulsos ópticos. Así, los parámetros que caracterizan su comportamiento serán la amplitud y perfil de los pulsos, la velocidad de transmisión o tiempo de bit T_b, el posible retardo de los pulsos dentro del intervalo de bit o el ciclo de

trabajo. Dentro de los posibles perfiles de pulso, en primera instancia se han utilizado tanto el clásico pulso rectangular, como el pulso con perfil gaussiano. La elección de la forma de pulso a utilizar ha venido determinada por el estudio realizado en [49, 51, 52] donde se concluye que la forma de pulso gaussiano ofrece mejores prestaciones que la rectangular, puesto que permite al pulso original adaptarse mejor a las características del medio óptico no guiado. Además, el hecho de reducir el ciclo de trabajo dentro del intervalo de bit mejora notablemente las prestaciones. Por esta razón se elige la forma de pulso gaussiano con un ciclo de trabajo del 25 % como patrón de pulso óptico utilizado en el bloque modulador para simular la transmisión analógica al medio. En cualquier caso, la elección de esta forma de pulso con el ciclo de trabajo indicado se justificará más adelante.

Modelo de canal óptico

Según se ha descrito anteriormente, el modelo de canal óptico adoptado para la simulación del comportamiento de enlaces ópticos difusos en ambiente de interior se corresponde con el modelo de exponencial decreciente, definido mediante la Ec. 2.5 aquí reproducida,

$$h_e(t,\tau) = \frac{1}{\tau} e^{-1/\tau} u(t)$$

donde τ describe el decaimiento de amplitud asociado con la distorsión multicamino existente, mientras que $u(t)$ es la función escalón.

Esta característica de respuesta al impulso se corresponde con un filtrado paso bajo de primer orden, para el que se ha seleccionado una frecuencia de corte a 3 dB de 50 MHz, correspondiente con la respuesta de un entorno favorable de transmisión en un recinto convencional. Como se comenta en el apartado 2.2, las medidas utilizadas en la bibliografía [28, 92] para dicho recinto convencional son de 5.5 m $\times$7.5 m $\times$3.5 m.

Aunque se podría haber incorporado el modelo de canal de reflexión en el techo al modelo de sistema, la similitud de comportamiento del modelo de exponencial decreciente respecto a los canales difusos de interior medidos en la bibliografía, permite dar por válidos los resultados obtenidos con este último, frente a la mayor complejidad de la implementación del primero.

Filtro eliminador de interferencias

Como se menciona en el capítulo 1, las interferencias introducidas por la luz ambiental, especialmente por las lámparas fluorescentes, pueden llegar a ocupar un espectro en banda base superior a los 200 kHz. Si además se tienen en cuenta las nuevas lámparas de alta frecuencia, las interferencias pueden llegar a ocupar frecuencias de hasta 1 MHz, situándose las componentes más energéticas hasta alrededor de los 500 kHz.

Estas interferencias pueden llegar a saturar la primera etapa del receptor durante el transitorio de encendido de la lámpara.

Por este motivo es imprescindible la utilización de sistemas que eliminen o minimicen el efecto de dichas interferencias. El posible filtrado óptico que se incluya es insuficiente a la hora de aplicarlo a un sistema no directivo de carácter difuso, por lo que se debe introducir una etapa de filtrado eléctrico entre el fotodetector y la primera etapa de amplificación, cuyo objetivo será la de evitar tanto el efecto de las interferencias como la posible saturación de la etapa preamplificadora.

Con el objetivo de mitigar las intensas componentes espectrales de los transitorios en el encendido de lámparas fluorescentes, parece adecuada la elección de un filtro paso alto, al menos, de tercer orden y con una frecuencia de corte de alrededor de 500 kHz. En cuanto al tipo de filtrado, se considera el filtrado de Bessel como el más adecuado, atendiendo a la repercusión que supone la inserción de este filtro sobre la distorsión del formato de señalización [49, 92]. Este elemento situado como primera etapa de recepción, va a contribuir al aumento de la interferencia intersimbólica (ISI), deteriorando las prestaciones globales del sistema. En este sentido, es necesario aumentar al máximo la atenuación de las interferencias procedentes de la luz ambiental manteniendo acotado al mínimo el efecto de distorsión sobre la señal recibida. Por este motivo, es fundamental tener en cuenta la característica de fase de este filtrado paso alto, seleccionando aquel con una característica de fase lineal y de desplazamiento de fase nulo en el origen. Por otro lado, hay que tener en cuenta que para el tipo de aplicaciones de interés, se persiguen elevadas tasas binarias de transmisión, por lo que el comportamiento del filtro para altas frecuencias será decisivo en su elección. Según el estudio realizado en [49], el filtrado de Bessel paso alto se presenta como el más adecuado dados los requisitos anteriores, seleccionando como banda de paso la frecuencia de potencia mitad de 285 kHz que, sin embargo, corresponde con una banda de paso de caída a 1 dB de alrededor de 500 kHz.

Filtro adaptado y muestreador

En el modelado del sistema se pretende elegir siempre el método óptimo de recepción optando, por tanto, por el receptor basado en filtro adaptado, el cual maximiza a la salida la relación señal a ruido existente [124]. Esto obliga al diseño de un filtro cuya respuesta al impulso sea conforme al pulso emitido por el transmisor. Sin embargo, para el modelado de dicho filtro se ha considerado la necesidad de una implementación práctica que permita trabajar en tiempo continuo a velocidades de transmisión elevadas.

En este sentido y, dado que en [33] se constata que los pulsos ópticos que llegan al receptor tienen gran similitud con pulsos gaussianos, se utilizan de manera habitual los filtros con respuesta paso bajo de Bessel de quinto orden [50, 51, 92] puesto que dichos

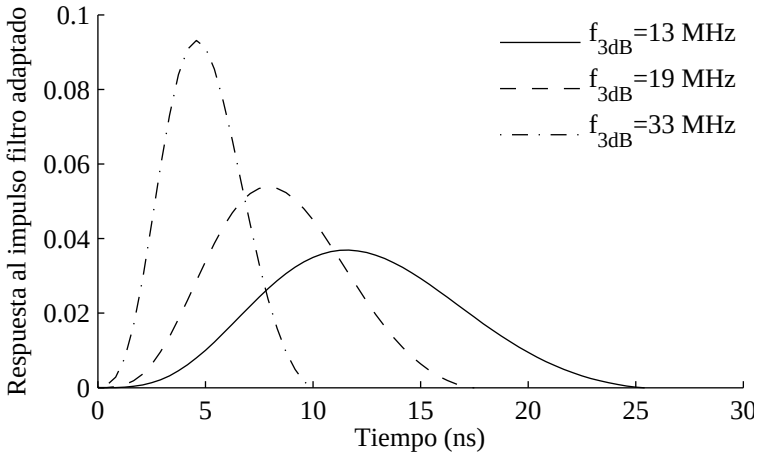


Figura 2.9: Respuestas al impulso del filtro adaptado empleado correspondiente a un filtro paso bajo de Bessel de orden 5 con frecuencias de corte de 13, 19 y 33 MHz. La velocidad de transmisión considerada es de 50 Mb/s

filtros poseen respuestas al impulso que se adecuan bastante a la forma de los pulsos recibidos. Así, el parámetro de diseño será la frecuencia de corte del filtro paso bajo de Bessel, dependiente de la velocidad de transmisión, de la forma del pulso y del ciclo de trabajo empleados.

En la Fig. 2.9 se presentan las respuestas al impulso correspondientes a un filtro paso bajo de Bessel de orden 5 y frecuencias de corte de 13, 19 y 33 MHz. Desde el punto de vista de la maximización de la correlación entre los pulsos transmitidos y las respuestas al impulso correspondientes [50, 51], dichas frecuencias son las más adecuadas para la detección de las codificaciones NRZ y RZ con ciclo de trabajo del 50 %, usando pulsos rectangulares, junto con la técnica RZ utilizando pulsos gaussianos de ciclo de trabajo del 25 %. Esta última será la forma de pulso adoptada para la realización de las simulaciones en este trabajo. La estimación de las frecuencias de corte óptimas para los filtros de Bessel, según aparece en [49], se ha realizado en cada caso mediante simulación numérica, tanto para una velocidad de transmisión de 50 Mb/s, como para 100 Mb/s.

En cuanto al bloque muestreador, éste es considerado ideal, no teniendo en cuenta el análisis del ruido de fase o *jitter* en el proceso de muestreo. En este sentido, el muestreador seleccionará el instante óptimo de muestreo, a partir de la estimación de la distorsión introducida en la forma de pulso por parte del canal óptico difuso, del filtro paso alto de cabecera del receptor y del filtro adaptado situado a continuación. El algoritmo de estimación del muestreo proporcionará un instante de muestreo óptimo fijo que será utilizado para la obtención de todas las muestras procedentes de la señal analógica de entrada a este bloque.

Bloque decisor

Por último, el bloque decisor es el encargado de extraer la información binaria de la señal muestreada, mediante procedimientos totalmente dependientes de la técnica de modulación utilizada. En este trabajo se han implementado tanto mecanismos de detección dura mediante comparación con un nivel umbral determinado, de detección blanda de máxima semejanza (algoritmo ML), o técnicas de decodificación de secuencias de máxima semejanza basadas en el conocido algoritmo de Viterbi [97, 124], para el caso de esquemas de señalización que utilicen codificación con memoria.

En posteriores capítulos se describen en detalle los algoritmos de detección utilizados de forma particular con cada uno de los esquemas de codificación estudiados y desarrollados en este trabajo.

Modelo discreto equivalente de ruido

En la simulación del sistema se ha considerado que las señales continuas detectadas en recepción pueden ser consideradas realizaciones particulares de un proceso aleatorio de tiempo continuo $X(t)$, que puede suponerse estacionario en sentido amplio. Según esto y, con el objeto de poder estudiar el sistema de forma adecuada, se ha realizado un tratamiento discreto mediante el muestreo de dicho proceso, obteniéndose $Y_k = X(kT_s)$, donde $k \in \mathbf{Z}$ y T_s indica el período de muestreo seleccionado que, en este estudio, ha sido elegido de forma que cada período de bit T_b esté compuesto de 48 muestras, suficiente para una correcta representación de las señales teniendo en cuenta los esquemas de señalización en banda base que se están considerando.

En este sentido, se debe procurar que los descriptores estadísticos de este proceso aleatorio discreto modelen lo más fielmente posible los correspondientes al proceso aleatorio continuo, relacionados a través de la siguiente expresión

$$R_{YY}(k,i) = E[X(kT_s)X^*(iT_s)] = R_X(mT_s) \qquad k,i \in \mathbf{Z} \tag{2.15}$$

donde $m = k - i$. Por tanto, la función correlación del proceso discreto será el resultado de muestrear la correspondiente al proceso aleatorio continuo [97].

Se debe prestar especial atención a la incorporación del ruido en la simulación, puesto que de ello va a depender no solo la obtención de resultados correctos sino también el diseño de una herramienta de simulación versátil que conlleve unos requisitos moderados de tiempo de computación y de memoria. Para ello, se debe analizar la forma en que se presenta el ruido en el sistema de comunicación concreto que se está estudiando, en nuestro caso, determinado por la luz ambiente en el que está inmerso el sistema. Así, el ruido shot blanco de alta intensidad procedente de la fuerte iluminación ambiental predominará sobre el ruido shot producido por la señal recibida, con idéntica distribución estadística pero de intensidad mucho más débil, lo que permite que se pueda

despreciar en el análisis. Por este motivo, se puede asumir que el ruido shot que predomina puede ser aproximado por una distribución de probabilidad gaussiana con un comportamiento aditivo, puesto que se presenta independiente de la señal [97].

A partir de aquí, se deben considerar los subsistemas de tiempo continuo que afectan al ruido introducido por el canal, analizando el efecto que los diferentes procesos de filtrado puedan tener sobre la distribución estadística del ruido considerado. Estos subsistemas, según la Fig. 2.6, son los correspondientes al filtro paso alto y al filtro adaptado del bloque receptor.

Así, si el conjunto de ambos subsistemas se puede representar mediante una respuesta al impulso $h(t)$, la función correlación $R_s(\tau)$ a la salida de éste se relaciona con la función de correlación $R_e(\tau)$ a la entrada a través de la siguiente expresión

$$R_s(\tau) = h(\tau) * h^*(-\tau) * R_e(\tau) \tag{2.16}$$

En [49] se presenta un estudio en el que se analiza la distribución estadística de salida para distintas configuraciones de filtro paso alto y filtro adaptado, modificando la frecuencia de corte de éste último. Así, se muestra que la distribución estadística de la función de correlación muestreada mantiene la misma distribución gaussiana, dado que el filtrado es un proceso lineal y cualquier combinación lineal de variables aleatorias conjuntamente gaussianas es una variable gaussiana [97]. Esto permite simplificar la generación del ruido en el modelo de sistema mediante el uso de un modelo discreto equivalente consistente en un generador de ruido blanco aditivo gaussiano que produzca una única muestra de ruido por cada muestra de señal obtenida tras el subsistema muestreador.

En este sentido, como se ha mencionado anteriormente, es necesario tener en cuenta que el muestreo del ruido influye en la potencia del mismo, de forma que si σ_m^2 es la varianza del proceso aleatorio de tiempo discreto a la salida del muestreador y σ^2 es la correspondiente al proceso aleatorio asociado con el ruido existente a la salida del filtro adaptado, la relación entre ambas viene determinada por

$$\sigma_m^2 = \frac{\sigma^2}{T_s} = \frac{\sigma^2}{T_b} \tag{2.17}$$

ya que se está seleccionando una única muestra por cada intervalo de bit. Por tanto, el muestreo de la señal de ruido implica un escalado de la potencia del mismo en un factor $1/T_b$ que debe ser tenido en cuenta.

La simplificación que implica el muestreo de la señal de ruido conlleva una considerable ventaja computacional al permitir estudiar el sistema óptico no guiado mediante simulaciones de Monte-Carlo cuasi-analíticas, según se ha comentado anteriormente.

2.4. Probabilidad de error y PAOPR

Con el objetivo de medir las prestaciones ofrecidas por sistemas ópticos no guiados que hacen uso de distintos esquemas de señalización y realizar comparaciones entre ellos, el parámetro básico utilizado es la probabilidad de error de bit, en adelante BER, la cual puede ser estimada de numerosas formas, aunque la más rigurosa es la medida real del número de errores que se cometen al recibir una trama de bits conocida de antemano. La estimación mediante simulación de dicha medida se realizará mediante la aplicación del método de Monte-Carlo.

Según se ha descrito en el apartado 2.3.1, teniendo en cuenta que el generador de tramas pseudoaleatorias proporciona secuencias de 1023 bits a su salida, el método de Monte-Carlo podría utilizarse para estimar, con una precisión del 95 %, probabilidades de error de hasta 10^{-2}. Para compensar esta limitación y no incrementar la complejidad del sistema se repite la ejecución del sistema diseñado de manera que uniendo los errores medidos en las diversas iteraciones se consigue la resolución deseada [80].

Sin embargo, de manera independiente, es deseable disponer de algún parámetro analítico que permita estimar de forma sencilla el comportamiento de los esquemas de transmisión analizados, sin necesidad de realizar los experimentos de simulación numérica descritos hasta ahora. En este sentido, es necesario buscar un parámetro relacionado analíticamente con BER, para lo cual se analiza a continuación el esquema de transmisión óptico sin codificación, utilizando un esquema On-Off Keying (OOK) binario y un receptor basado en la técnica de detección por umbral con el criterio de mínima distancia euclídea [124].

Tal y como se describió en el capítulo primero, la limitación que la normativa vigente introduce en los sistemas ópticos inalámbricos es la potencia óptica promedio que se denotará como P, por lo que ésta será un parámetro de diseño para el sistema. En este sentido, se pretende obtener una aproximación analítica de la BER en función de P a partir de las expresiones convencionales que aparecen en la bibliografía [97, 124].

La potencia óptica instantánea transmitida al medio viene determinada por la siguiente expresión,

$$x(t) = \sum_k a_k \cdot p_{tx}(t - kT_b) \qquad k \in \mathbf{Z} \tag{2.18}$$

donde $a_k \in \{0, 1\}$ indica el símbolo binario transmitido, T_b es el período de bit y $p_{tx}(t)$ es la forma de pulso óptico utilizada, que puede expresarse como

$$p_{tx}(t) = P_{pico} \cdot p_n(t) \qquad 0 \leq p_n(t) \leq 1 \tag{2.19}$$

siendo P_{pico} la potencia óptica de pico de los pulsos y $p_n(t)$ la forma de pulso normalizada a la unidad en amplitud máxima. Del mismo modo, el pulso transmitido $p_{tx}(t)$ también puede ser definido a partir de una señal $\phi(t)$ normalizada en energía con el

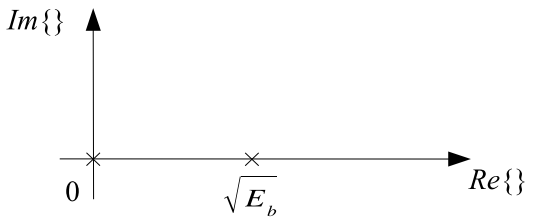


Figura 2.10: Constelación de señal binaria transmitida

propósito de representar la señal transmitida en el correspondiente espacio de señales, tal y como se muestra en la Fig. 2.10.

$$p_{tx}(t) = \sqrt{E_b} \cdot \phi(t) \tag{2.20}$$

donde E_b es la energía del pulso $p_{tx}(t)$, puesto que

$$E\left\{p_{tx}(t)\right\} = \int_0^T p_{tx}^2(t)dt = \int_0^T \left(\sqrt{E_b}\phi(t)\right)^2 dt = E_b \cdot E\left\{\phi(t)\right\} = E_b \tag{2.21}$$

Sin embargo, la señal transmitida es atenuada y distorsionada por el conjunto de los tres componentes de filtrado que afectan a la señal antes de llegar al elemento muestreador, es decir, el filtro paso bajo asociado al canal óptico difuso, el filtro paso alto supresor de interferencias y, por último, el filtro adaptado, como se muestra en la Fig. 2.11, cuyo tratamiento presupone la idealidad del elemento conversor de señal óptica a señal eléctrica, o de manera equivalente que la responsividad R_p del fotodetector es 1.

Así, la constelación descrita anteriormente es alterada por el sistema equivalente mostrado en la Fig. 2.11, cuya respuesta al impulso es $h_{eq}(t)$, debiendo tener en cuenta obligatoriamente el efecto de dicho sistema para poder así obtener aproximaciones analíticas de la probabilidad de error lo más ajustadas posible a las condiciones del problema bajo estudio. En este sentido, la alteración en la señal transmitida vendrá dada por el recorte y ponderación espectral asociada al proceso de filtrado, lo cual se traduce en una disminución de la distancia entre los símbolos binarios recibidos. Para estimar

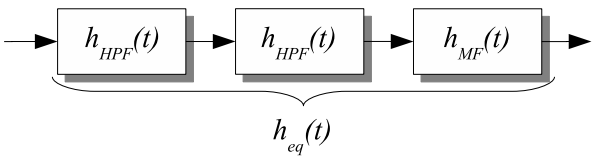


Figura 2.11: Esquema de los elementos de filtrado que componen el canal óptico, el filtro paso alto supresor de interferencias y el filtro adaptado

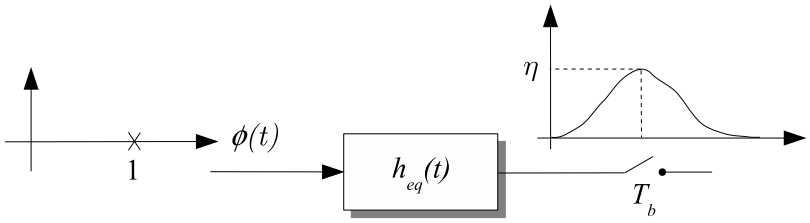


Figura 2.12: Influencia del filtro equivalente en la reducción de la distancia entre símbolos binarios

el factor de reducción de la distancia en la constelación, se ha analizado el efecto del filtrado sobre la señal normalizada en energía $\phi(t)$ introduciendo dicha señal aislada en el sistema de filtrado equivalente y muestreando la salida en el instante óptimo.

Para un sistema completamente ideal, suponiendo que los filtros de canal y paso alto no introducen ni atenuación ni distorsión en la señal y que el filtro adaptado lo está a la forma de onda $\phi(t)$, la salida de este último en el instante óptimo de muestreo tendrá una amplitud máxima $\eta = 1$. Sin embargo, se pone manifiesto la no idealidad del sistema al obtener valores de η inferiores a la unidad y dependientes de la forma de onda utilizada. En este sentido el parámetro η, mostrado en la Fig. 2.12, constituye el factor de reducción de nivel que sufre la salida del filtro adaptado respecto del caso ideal, debido al recorte y ponderación espectral mencionados anteriormente.

Así pues, puede considerarse válido suponer que, al introducir en el sistema una señal $p_{tx} = \sqrt{E_b} \cdot \phi(t)$, la muestra obtenida a la salida del filtro adaptado en el instante óptimo de muestreo tenga una amplitud $\eta \cdot \sqrt{E_b}$. Así, considerando la no existencia de interferencia entre símbolos, la distancia euclidea d_s entre los símbolos binarios a la salida del filtro adaptado será

$$d_s = \eta \cdot \sqrt{E_b} = \eta \cdot P_{pico} \cdot \sqrt{E_n} \tag{2.22}$$

donde E_n es la energía del pulso transmitido normalizado en amplitud máxima. En la tabla 2.2 se muestran algunos resultados obtenidos al analizar las formas de pulso rectangular y gaussiana para regímenes binarios de 50 Mb/s y 100 Mb/s y ciclo de trabajo variable. Como se puede apreciar, la utilización de pulsos con mayor anchura espectral conlleva una mayor atenuación de señal asociada con el menor valor de η que, sin embargo, es compensada con el incremento en la potencia óptica de pico de los pulsos que permite el mantener la potencia óptica promedio constante. Este efecto se traduce en un aumento de la distancia euclídea cuanto más se reduce el ciclo de trabajo de los pulsos, o cuando se usan pulsos gaussianos en relación con los pulsos rectangulares.

Tabla 2.2: Factor de reducción de la distancia euclídea η, producido por el sistema de filtrado equivalente mostrado en la Fig. 2.11

Forma de pulso	Ciclo de trabajo	$R_b = 50$ Mb/s	$R_b = 100$ Mb/s
	100 %	0.9245	0.8569
Rectangular	50 %	0.7783	0.6238
	25 %	0.5580	0.4115
	100 %	0.6516	0.5134
Gaussiana	50 %	0.4549	0.3086
	25 %	0.2774	0.1801

La probabilidad de error puede calcularse de forma sencilla a partir de la distancia euclídea de la constelación de símbolos binarios utilizados para la decisión d_s, como

$$P_e = Q\left(\frac{d_s}{2\sigma}\right) \tag{2.23}$$

donde σ^2 define la potencia de ruido introducida por el sistema. La función $Q(\cdot)$ se define como

$$Q\left(x\right) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_x^\infty e^{-\frac{\alpha^2}{2}} d\alpha \tag{2.24}$$

Ahora bien, según la Ec. 2.22, la expresión anterior puede expresarse como

$$P_e \approx Q\left(\frac{\eta P_{pico}\sqrt{E_n}}{2\sigma}\right) \tag{2.25}$$

donde aparece la relación directa que existe entre la probabilidad de error de bit y la amplitud de pico de los pulsos utilizados. Sin embargo, es más apropiado obtener una expresión de P_e en función de la potencia óptica promedio P, para lo cual se va a utilizar el parámetro PAOPR (Peak to Average Optical Power Ratio), definido como

$$PAOPR = \frac{P_{pico}}{P} \tag{2.26}$$

En general, la potencia óptica promedio transmitida puede calcularse a partir de los estadísticos de los datos transmitidos como el producto de la probabilidad de aparición de pulsos a la salida por la potencia promedio asociada al pulso transmitido

$$P = prob(a_k = 1) \cdot \frac{1}{T_b} \int_0^{T_b} p(t)dt = prob(a_k = 1) \cdot P_{pico} \cdot P_n \tag{2.27}$$

siendo P_n la potencia óptica promedio de la forma de pulso normalizada en amplitud máxima $p_n(t)$ en el intervalo de bit.

Por tanto, el parámetro PAOPR se podrá calcular de forma analítica a partir de la siguiente expresión

$$PAOPR = \frac{1}{prob(a_k = 1) \cdot P_n} \tag{2.28}$$

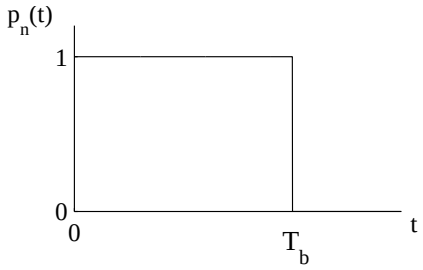


Figura 2.13: Pulso rectangular normalizado con ciclo de trabajo del 100 %

mientras que la probabilidad de error de bit y la potencia óptica promedio P quedan relacionadas mediante la Ec. 2.29, donde se pone de manifiesto la relación directa existente entre la BER y el parámetro PAOPR según la cual, al incrementar el valor de este último, se produce una reducción en la probabilidad de error.

$$P_e \approx Q\left(\frac{P}{2\sigma}\cdot PAOPR\cdot\eta\cdot\sqrt{E_n}\right) = Q\left(\frac{P}{2\sigma}\cdot\frac{1}{prob(a_k=1)}\cdot\frac{\eta\sqrt{E_n}}{P_n}\right) \tag{2.29}$$

A continuación se analiza el comportamiento que presentan los dos perfiles de pulso comentados anteriormente, tanto el rectangular como el gaussiano, justificando la elección de este último en base al mayor incremento de PAOPR y, por tanto, mejor comportamiento en cuanto a probabilidad de error.

Pulso rectangular

En el caso de utilizar pulsos rectangulares convencionales con ciclo de trabajo del 100 % del intervalo de bit, es decir NRZ, tal y como se muestra en la Fig. 2.13, suponiendo que los símbolos transmitidos son equiprobables se tendría que

$$\begin{aligned} prob(a_k=1) &= \frac{1}{2} \\ E_n = \int_0^{T_b} p_n^2(t)dt &= T_b \\ P_n = \frac{1}{T_b}\int_0^{T_b} p_n(t)dt &= 1 \end{aligned}$$

por lo que según las Ec. 2.29 y 2.17, la BER queda definida analíticamente como

$$P_e \approx Q\left(\frac{P}{\sigma}\cdot\eta\cdot\sqrt{T_b}\right) = Q\left(\frac{P}{\sigma_m}\cdot\eta\right) \tag{2.30}$$

Según la Ec. 2.28, el incremento del valor de la PAOPR puede conseguirse mediante dos técnicas diferentes. Por un lado, modificando los estadísticos de la señal binaria

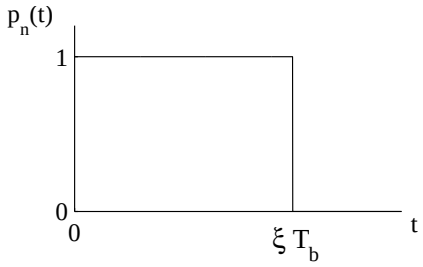


Figura 2.14: Pulso rectangular normalizado en amplitud y ciclo de trabajo reducido controlado por $0 < \xi \leq 1$

transmitida para reducir la probabilidad de aparición de símbolos lógicos '1' en la trama a enviar, lo cual será el objetivo fundamental de los esquemas de codificación de canal que se estudiarán en sucesivos capítulos. Por otro lado, se observa también una clara dependencia con la forma de pulso utilizada, puesto que reduciendo la potencia óptica promedio de la forma de pulso normalizada $p_n(t)$ también se consigue incrementar la PAOPR. Así, un método de disminuir el valor de P_n consiste en reducir el ciclo de trabajo de los pulsos transmitidos.

En este sentido, se analiza a continuación el efecto de la utilización de formas de pulso rectangulares con un ciclo de trabajo inferior al 100 %, según se muestra en la Fig. 2.14. El ciclo de trabajo es gestionado directamente por el parámetro ξ, cuyo rango de valores permitidos es $0 < \xi \leq 1$.

En este caso, los valores de potencia óptica promedio y energía eléctrica equivalente se obtienen mediante las siguientes expresiones

$$E_n = \int_0^{T_b} p_n^2(t)dt = \xi T_b \tag{2.31}$$

$$P_n = \frac{1}{T_b}\int_0^{T_b} p_n(t)dt = \xi \tag{2.32}$$

obteniendo una probabilidad de error definida por

$$P_e \approx Q\left(\frac{P}{\sigma}\cdot\eta\cdot\sqrt{T_b}\cdot\sqrt{\frac{1}{\xi}}\right) = Q\left(\frac{P}{\sigma_m}\cdot\eta\cdot\sqrt{\frac{1}{\xi}}\right) \tag{2.33}$$

Como se puede observar, se obtiene una ganancia $\sqrt{1/\xi} \geq 1$ en el argumento de la función Q, corroborando que una reducción del ciclo de trabajo de los pulsos utilizados resulta beneficioso en la consecución de mejores resultados en cuanto a la probabilidad de error de bit. En este sentido, aunque según la Ec. 2.33 uno de los objetivos podría ser la utilización de pulsos ultracortos con ciclos de trabajo muy pequeños, en la práctica la implementación de transmisores que permitan su uso implica un elevado coste que en

la mayoría de las aplicaciones que nos ocupan resulta inviable, por lo que es necesario llegar a una solución de compromiso entre el ciclo de trabajo a utilizar y la complejidad de implementación física del generador correspondiente.

Pulso gaussiano

El pulso con perfil gaussiano normalizado en amplitud y centrado en $t_0 = \xi T_b/2$, definido mediante la ecuación

$$p_n(t) = e^{-(t-t_0)^2/2\sigma_p^2} \tag{2.34}$$

incorpora el tratamiento del ciclo de trabajo considerando el parámetro que conforma la anchura de la campana gaussiana σ_p como $\sigma_p = \xi \cdot \sigma_0$, siendo $\sigma_0 = T_b/n$ la constante que caracteriza la anchura del pulso en relación al tiempo de bit. En este caso, el parámetro n va a definir la anchura de la campana gaussiana y, por tanto, la porción de la energía del pulso contenida en T_b.

En la tabla 2.3, se muestra la relación existente entre n y el porcentaje κ de potencia óptica contenida en el intervalo de bit para un ciclo de trabajo del 100 %, calculado mediante la siguiente expresión

$$\kappa = \frac{\int_{-\infty}^{\infty} p_n(t)dt}{\int_0^{T_b} p_n(t)dt} \cdot 100 = \text{erf}\left(\frac{n}{2\sqrt{2}}\right) \tag{2.35}$$

donde la función erf(·), conocida como función de error, queda definida como

$$\text{erf}(x) = \frac{2}{\sqrt{\pi}} \int_0^x e^{-t^2} dt \tag{2.36}$$

Según los resultados de la tabla 2.3, se puede considerar que para $n = 6$ la mayor parte de la potencia óptica del pulso está contenida dentro del intervalo de bit T_b. La elección de valores superiores de n implicaría un aumento del espectro ocupado por el pulso no justificado en relación con la poca mejora de confinamiento obtenida.

Tabla 2.3: Porcentaje de potencia óptica incluida en el intervalo de bit T_b en relación con el total correspondiente al pulso gaussiano

n	κ	n	κ
1	38.29	6	99.73
2	68.27	7	99.95
3	86.64	8	99.99
4	95.45	9	99.99
5	98.76	10	99.99

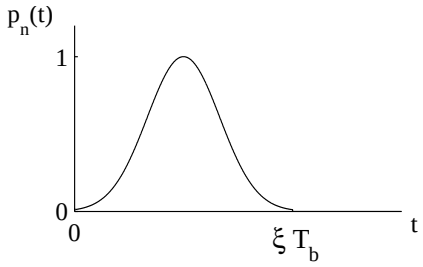


Figura 2.15: Pulso gaussiano normalizado en amplitud con ciclo de trabajo reducido y $n = 6$

En la Fig. 2.15 se muestra el perfil de pulso gaussiano utilizado en este trabajo, donde se ha tomado $n = 6$, como valor de compromiso entre la energía contenida en el intervalo de bit y la anchura espectral ocupada por el pulso.

A partir de aquí, para el cálculo de la probabilidad de error se va a utilizar la expresión del pulso centrada en $t_0 = 0$. Así, las expresiones para la potencia óptica promedio y la energía eléctrica asociada en el intervalo de bit, teniendo en cuenta la Ec. 2.34, serán las siguientes

$$E_n = \int_0^{T_b} p_n^2(t)dt = \sqrt{\pi}\frac{\xi T}{n}\text{erf}\left(\frac{n}{2\xi}\right) \tag{2.37}$$

$$P_n = \frac{1}{T_b}\int_0^{T_b} p_n(t)dt = \sqrt{2\pi}\frac{\xi}{n}\text{erf}\left(\frac{n}{\xi 2\sqrt{2}}\right) \tag{2.38}$$

donde, para $n \geq 6$, independientemente del valor de ξ, puede realizarse la siguiente aproximación,

$$\text{erf}\left(\frac{n}{2\xi}\right) \approx \text{erf}\left(\frac{n}{\xi 2\sqrt{2}}\right) \approx 1 \tag{2.39}$$

Esto permite obtener, en la Ec. 2.40, una expresión bastante simplificada de la probabilidad de error, a partir de la Ec. 2.29 e incorporando las expresiones obtenidas para E_n y P_n, manteniendo también la suposición de equiprobabilidad de símbolos transmitidos. Puede verificarse de nuevo la misma dependencia de la probabilidad de error respecto al parámetro de control del ciclo de trabajo ξ, junto con factor adicional de ganancia en el argumento de la función $Q(\cdot)$ asociado a la utilización del pulso gaussiano.

$$P_e \approx Q\left(\frac{P}{\sigma}\cdot\eta\cdot\sqrt{T_b}\cdot\sqrt{\frac{n}{2\sqrt{\pi}}}\cdot\sqrt{\frac{1}{\xi}}\right) = Q\left(\frac{P}{\sigma_m}\cdot\eta\cdot\sqrt{\frac{n}{2\sqrt{\pi}}}\cdot\sqrt{\frac{1}{\xi}}\right) \tag{2.40}$$

En la Fig. 2.16 se presentan algunos resultados de probabilidad de error de bit obtenidos mediante simulación y contrastados con las aproximaciones teóricas obtenidas anteriormente. Se han realizado experimentos con pulsos rectangulares y gaussianos a 50 Mb/s, con ciclos de trabajo del 100 %, 50 % y 25 %. Los resultados se representan, aquí y en adelante, frente a un eje de abscisas normalizado a la potencia óptica promedio

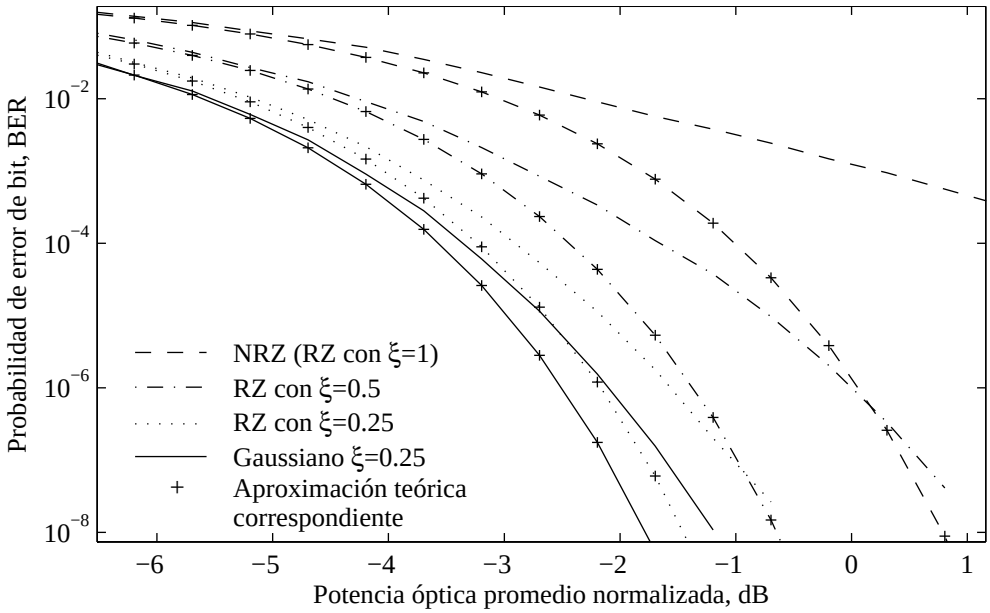


Figura 2.16: Probabilidades de error de bit simuladas para 50 Mb/s junto con las aproximaciones teóricas calculadas utilizando pulsos rectangulares y gaussianos con ciclos de trabajo de 50 % y 25 %

necesaria para obtener una BER de 10^{-6} con pulsos rectangulares y ciclo de trabajo del 50 %, y corroboran la importancia del aumento del parámetro PAOPR en la mejora de las prestaciones en el entorno que nos ocupa. En este sentido, se verifica el incremento experimentado en la distancia euclídea entre los símbolos al reducir el ciclo de trabajo, en contraposición con el mayor recorte espectral sufrido y plasmado en la tabla 2.2.

Para la obtención de estos resultados y, en general, para todas las simulaciones realizadas en este trabajo, se mantendrá una potencia óptica promedio constante, a efectos comparativos entre las distintas técnicas de transmisión descritas.

Como se puede apreciar, la probabilidad de error simulada presenta una tendencia descendente menos pronunciada que la esperada según las curvas teóricas, que se puede justificar desde la existencia de interferencia entre símbolos (ISI) no tenida en cuenta en las ecuaciones analíticas utilizadas. Por otro lado, se observa que esa discordancia entre resultados simulados y teóricos se reduce al disminuir el ciclo de trabajo de los pulsos utilizados, puesto que se reduce también el efecto de la ISI al incrementar el espacio entre pulsos consecutivos.

De los resultados mostrados, se concluye que el pulso gaussiano con ciclo de trabajo reducido del 25 % (ξ=0.25) resulta idóneo para la transmisión en sistemas ópticos inalámbricos de interior basados en enlaces difusos, por lo que será utilizado para el resto de experimentos realizados en este trabajo.

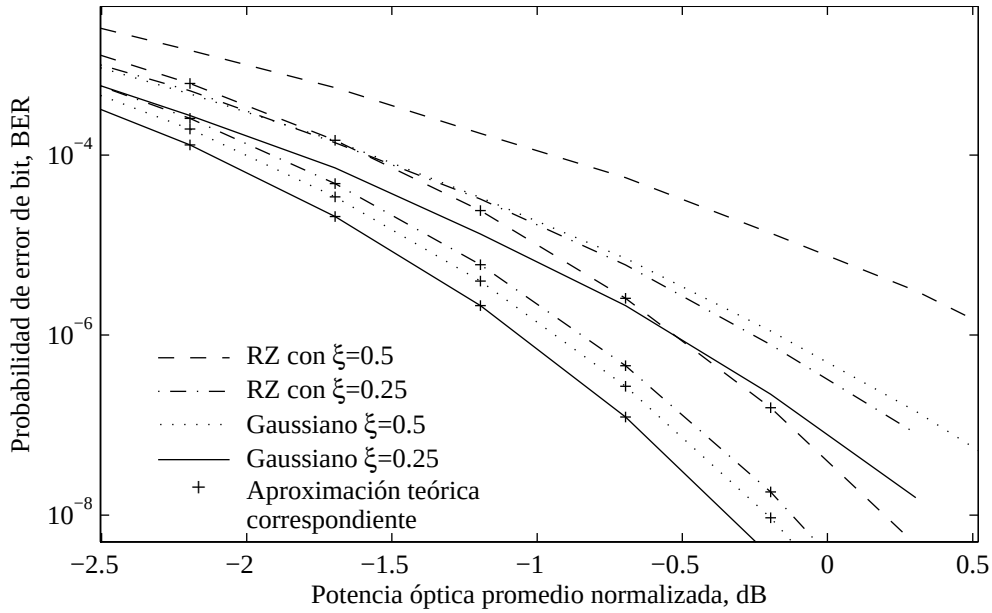


Figura 2.17: Probabilidades de error de bit simuladas para 100 Mb/s junto con las aproximaciones teóricas calculadas utilizando pulsos rectangulares y gaussianos con ciclos de trabajo de 50 % y 25 %

En la Fig. 2.17 se muestran resultados similares para una velocidad de transmisión de 100 Mb/s, en los que se puede comprobar que las curvas, tanto procedentes de simulación como de las expresiones analíticas, experimentan una traslación debido principalmente al efecto del recorte espectral y distorsión producido por los elementos de filtrado y plasmado en el parámetro η. De hecho, la penalización en potencia óptica promedio necesaria para obtener una BER de 10^{-6} puede calcularse directamente a partir de dicho parámetro. Al mismo tiempo, se verifica la misma tendencia de las curvas que la observada para 50 Mb/s, efecto de la existencia de ISI en los resultados simulados. De manera global se reafirma la validez del parámetro PAOPR como criterio de diseño de sistemas de transmisión óptica inalámbrica mediante enlace difuso.

2.5. Parámetro de referencia: Δ_{PAOPR}

En el apartado anterior se ha analizado la influencia que tiene en la probabilidad de error la relación entre la potencia óptica promedio y la potencia de pico de los pulsos utilizados y, mediante la Ec. 2.29, la dependencia respecto de la forma de pulso elegida y la distribución estadística de la señal binaria transmitida.

El objetivo principal de este trabajo consiste en el estudio de distintas técnicas de codificación para conseguir minimizar los errores que se producen durante la comuni-

cación, por lo que el análisis de la forma de pulso a escoger queda fuera del ámbito del mismo. En este sentido y como se ha descrito anteriormente, se escoge la forma de pulso gaussiano con ciclo de trabajo reducido del 25 %, por lo que, una vez fijada la forma de pulso, los parámetros η, E_n y P_n también permanecerán invariantes. Según la Ec. 2.28, se observa que, una vez fijada la forma de pulso, P_n permanecerá constante, mientras que el posible incremento en la PAOPR dependerá exclusivamente de la capacidad del esquema de codificación de canal para reducir la probabilidad de aparición de símbolos lógicos '1' en la trama de salida del codificador.

Por este motivo, para obtener un parámetro válido en el estudio del comportamiento de las técnicas de codificación tratadas más adelante, se va a utilizar la mejora o ganancia producida en el parámetro PAOPR en relación con el valor de dicho parámetro en el caso de no utilizar codificación alguna y suponiendo que los símbolos son equiprobables, $PAOPR_{ref}$, definida como

$$PAOPR_{ref} = \frac{1}{1/2 \cdot P_n} = \frac{2}{P_n} \tag{2.41}$$

Así, el incremento o mejora proporcionada por un esquema de codificación determinado, en relación con el caso de no codificación puede definirse como

$$\Delta_{PAOPR} = \frac{PAOPR}{PAOPR_{ref}} = \frac{\frac{1}{prob(a_k=1)\cdot P_n}}{\frac{2}{P_n}} = \frac{1}{2 \cdot prob(a_k = 1)} \tag{2.42}$$

o, en su versión logarítmica,

$$\Delta_{PAOPR}(dB) = 10 \cdot \log\left(\frac{1}{prob(a_k = 1)}\right) - 3 \tag{2.43}$$

Por tanto, la utilización de una técnica de codificación que permita reducir la probabilidad de aparición del símbolo 1 a la salida, permitirá incrementar la potencia de pico de los pulsos enviados en un factor Δ_{PAOPR}, manteniendo constante la potencia óptica promedio transmitida al canal y mejorando así las prestaciones ofrecidas.

Teniendo en cuenta los parámetros característicos que definen el perfil de pulso gaussiano utilizado para las simulaciones ($n = 6$ y ξ=0.25), se puede deducir que

$$\frac{\sqrt{E_n}}{P_n} = \sqrt{T_b} \cdot \sqrt{\frac{n}{2\sqrt{\pi}}} \cdot \sqrt{\frac{1}{\xi}} = \sqrt{T_b} \cdot 2.602 \tag{2.44}$$

Introduciendo este resultado junto con el parámetro Δ_{PAOPR} definido por la Ec. 2.42, en la Ec. 2.29, la aproximación teórica de la probabilidad de error de bit queda definida como

$$P_e \approx Q\left(\frac{P}{2\sigma} \cdot \frac{1}{prob(a_k = 1)} \cdot \frac{\eta\sqrt{E_n}}{P_n}\right) = Q\left(\frac{P}{\sigma_m} \cdot \Delta_{PAOPR} \cdot \eta \cdot 2.602\right) \tag{2.45}$$

Si se define el parámetro $\eta_g = \eta \cdot 2.602$, como un parámetro general de modificación de la distancia entre las muestras recibidas, correspondiente a los efectos de filtrado y a la forma de pulso gaussiano utilizado, la expresión que será usada en adelante en este documento queda definida como

$$P_e \approx Q\left(\frac{P}{\sigma_m} \cdot \Delta_{PAOPR} \cdot \eta_g\right) \tag{2.46}$$

Esta expresión, que relaciona directamente la mejora en el parámetro PAOPR con una reducción de la probabilidad de error de bit en el sistema, será ampliamente utilizada en el resto de este trabajo, manteniendo una potencia óptica promedio P constante y modificando los parámetros Δ_{PAOPR} y η_g en función del esquema de modulación utilizado y de la velocidad de transmisión, respectivamente.

2.6. Conclusiones

En este capítulo se ha justificado en primer lugar el modelo de canal óptico difuso adoptado dentro de las dos posibilidades desarrolladas en la bibliografía, el modelo de *exponencial decreciente* y el de *reflexión en el techo*, concluyendo que, aunque el segundo ofrece un comportamiento ligeramente más parecido a las condiciones reales de funcionamiento, el primero sin embargo ofrece una mayor simplicidad computacional, sin que los resultados se alejen de lo esperado. Por este motivo se ha elegido el modelo de *exponencial decreciente* para su inclusión en el modelo de sistema óptico no guiado utilizado para el estudio de las diferentes técnicas de transmisión.

Este modelo de sistema comprende diversos bloques funcionales que han sido descritos junto con el método de simulación empleado en la obtención de los resultados que se muestran en este trabajo. Dicho algoritmo se basa en una modificación del método de simulación de Monte-Carlo, que permite aumentar la velocidad de proceso al reducir el número de muestras a manejar en los procesos aleatorios implicados en la transmisión.

Por otro lado, aunque se establece como criterio comparativo principal la probabilidad de error de bit, se plantea la importancia de disponer de algún parámetro analítico que permita predecir el comportamiento de los diversos esquemas de transmisión tratados sin necesidad de realizar simulaciones numéricas. Así, se propone la relación de potencia óptica pico a promedio (PAOPR) como un estimador válido del comportamiento de la probabilidad de error de bit, justificando su elección mediante la obtención de una expresión analítica que relaciona dicho parámetro con la BER y la posterior comparación con los resultados de varias simulaciones realizadas.

Sin embargo, como se pretende establecer comparaciones entre diversas técnicas de codificación, el incremento o la mejora en la PAOPR, Δ_{PAOPR}, resulta más adecuado

para la estimación de la mejora de calidad introducida por un esquema de codificación determinado, en relación a la no codificación de la información a transmitir.

Por tanto, a partir de aquí se utilizará el parámetro Δ_{PAOPR} como referencia para el análisis de diversos esquemas de transmisión cuyo comportamiento se corroborará con los resultados de probabilidad de error de bit obtenidos mediante simulaciones de Monte-Carlo.

Capítulo 3

Esquemas de codificación basados en inserción de intervalos de silencio

3.1. Introducción

Como se ha comentado en la introducción de este trabajo, la asociación IrDA ha adoptado en su estándar AIr (Advanced Infrared) la modulación de pulsos por posición (PPM) como esquema de señalización, junto con la codificación con repetición como técnica de tasa adaptativa para proporcionar robustez a los enlaces establecidos ante las posibles reducciones del nivel de relación señal a ruido [2, 135]. Por este motivo, dicho estándar ha servido como referencia para la medida de las prestaciones proporcionadas por otras técnicas de señalización.

En este sentido, la bibliografía [51, 53, 57] ha demostrado que las prestaciones ofrecidas por la modulación PPM unida a la codificación con repetición, sobre todo si se usan pulsos gaussianos con ciclo de trabajo reducido (GPPM), son superiores a las obtenidas empleando técnicas convencionales OOK con el mismo tipo de pulso (OOK-GS). Esta superioridad no es notoria si el receptor PPM se basa en un detector simple sin memoria y se trabaja con factores de reducción de tasa (RR) bajos; aunque al aumentar el factor RR y, por tanto, reducir la velocidad binaria efectiva, la superioridad de la técnica propuesta en AIr se hace evidente, más aún si se utiliza un receptor de máxima semejanza, aunque a cambio se aumente la complejidad del detector.

Por otro lado, en [54, 56, 57] se propone una técnica de modulación alternativa basada, no en la introducción de redundancias mediante la repetición de los datos de información, sino en el aumento del parámetro PAOPR definido en el capítulo anterior

a cambio de la inserción de intervalos de silencio en la trama binaria transmitida y la consiguiente reducción de velocidad de transmisión efectiva, con el objeto de mantener constante la potencia óptica promedio. Como se mostrará a continuación al incrementar los valores del parámetro PAOPR se obtiene una considerable mejora de las prestaciones en cuanto a probabilidad de error de bit. Puesto que la bibliografía mencionada ya realiza un estudio comparativo entre codificación con repetición e inserción de intervalos de silencio, en este trabajo se introduce esta última técnica como referencia para establecer criterios comparativos con otros esquemas de señalización más sofisticados.

Entre estas técnicas se encuentran aquellas que utilizan memoria en el proceso de codificación con el objeto de disminuir aún más la probabilidad de aparición del símbolo 1 en la trama binaria transmitida; como se ha descrito en el capítulo anterior, esto implica el aumento de Δ_{PAOPR} y una reducción adicional de la probabilidad de error. Estas técnicas pueden ser consideradas como técnicas híbridas entre GPPM y OOK-GS. En [55, 56] se propone un método en el que se van alternando los pulsos, aunque no ofrece un mejora sustancial en las prestaciones. Sin embargo en [58] se proponen dos nuevos esquemas de codificación que ofrecen amplias mejoras en cuanto a tasas de error respecto a las obtenidas para los sistemas de inserción de silencios sin memoria. Estas técnicas se detallan más adelante donde, además, se proponen sendos decodificadores alternativos a los propuestos originalmente y basados en la utilización del algoritmo de Viterbi [87, 105, 131]. Estos detectores están implementados con lógica combinacional y, aunque proporcionan prestaciones ligeramente inferiores, éstas no suponen una gran disminución en comparación con la reducción de complejidad del receptor.

En este capítulo se propone además un enfoque diferente al original para el tratamiento de los esquemas de inserción de silencios con memoria, basado en la filosofía de generación de secuencias binarias de longitud constreñida o *RLL* (Runlength-Limited Sequences) [79]. El objetivo de este tratamiento es el establecimiento de criterios comparativos válidos entre los esquemas de inserción de silencios con memoria y la técnica de codificación definida en el estándar VFIr publicado por la IrDA, denominado *HHH(1,13)* [4, 78], cuyo comportamiento se demostrará inferior a los esquemas de transmisión aquí propuestos.

3.2. Inserción de intervalos de silencio sin memoria

El objetivo principal de esta técnica de transmisión es conseguir incrementar el valor de pico de la potencia óptica de los pulsos transmitidos, manteniendo la potencia óptica promedio constante con el propósito de intentar facilitar al máximo la detección y hacer que ésta sea lo más robusta posible ante las reducciones que se puedan producir en la relación señal a ruido existente en el canal. El hecho de mantener la potencia óptica promedio transmitida constante se debe a la necesidad de establecer un criterio

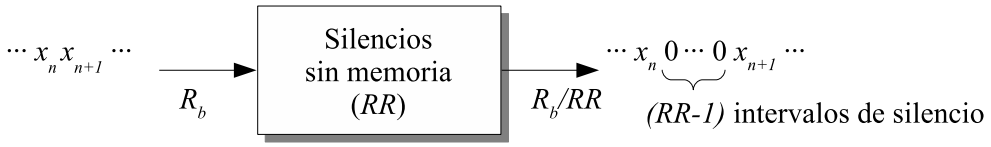


Figura 3.1: Esquema de inserción de silencios sin memoria.

que permita comparar los sistemas en estudio, además de la obligada referencia a la limitación impuesta en la emisión de potencia óptica promedio referente a seguridad ocular. La Ec. 3.1 reproduce la mejora en el parámetro PAOPR definida en la Ec. 2.43,

$$\Delta_{PAOPR}(dB) = 10 \cdot \log\left(\frac{1}{prob(a_k = 1)}\right) - 3 \tag{3.1}$$

donde a_k se corresponde con los símbolos binarios transmitidos al medio. Evidentemente, si se desea mantener invariante la potencia óptica promedio transmitida al canal óptico difuso, la reducción de la probabilidad de aparición de pulsos a la salida permitirá un mayor incremento en la potencia de pico de los pulsos utilizados, dando lugar a una disminución de la probabilidad de error, como ya se ha demostrado.

3.2.1. Definición

El esquema de señalización es extremadamente simple, pues se basa en la reducción de la probabilidad de aparición de pulsos a la salida mediante la inserción de intervalos de silencio a continuación de los bits de información a transmitir, equivalente a la inserción de símbolos 0 en la secuencia binaria de información. Así, se aumentará la potencia de pico de los pulsos a cambio de una reducción en la tasa de transmisión de información, permitiendo la adaptación de la velocidad de transmisión a las condiciones del canal.

En este sentido, para obtener una reducción de la velocidad de transmisión en un factor RR, el esquema de codificación debe insertar $(RR-1)$ símbolos lógicos '0' tras cada bit de información original, tal y como se muestra en las Fig. 3.1 y 3.2, donde se

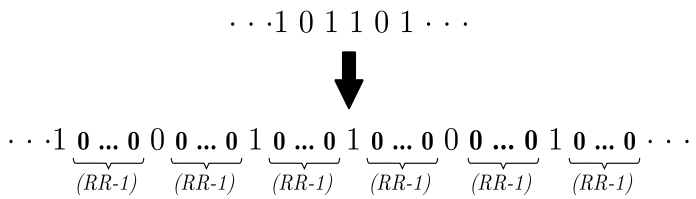


Figura 3.2: Ejemplo de codificación mediante la técnica de inserción de silencios sin memoria.

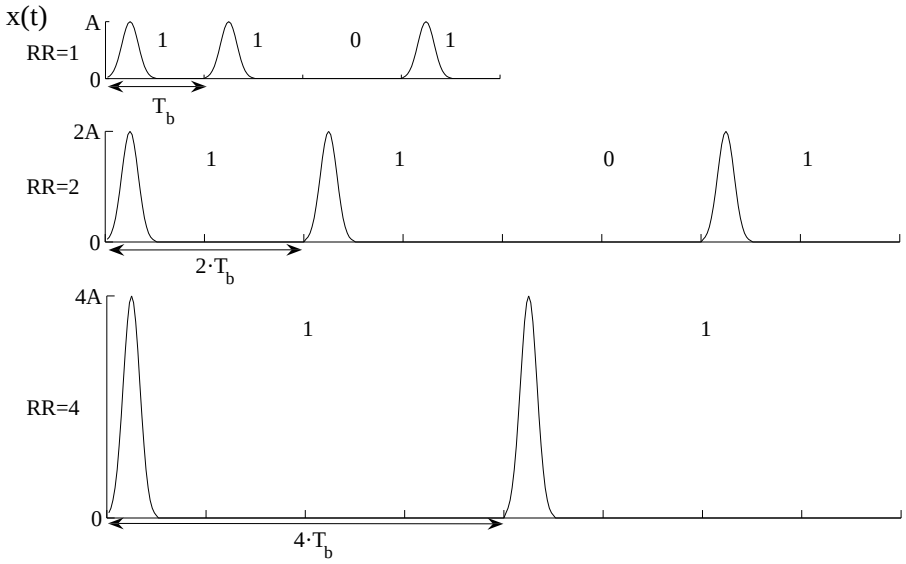


Figura 3.3: Ejemplo de codificación con intervalos de silencio variables

muestra un ejemplo de codificación con esta técnica. Así, si el régimen binario de la señal de entrada al codificador es R_b, la velocidad de transmisión efectiva a la salida del mismo será de R_b/RR.

En la Fig. 3.3 se refleja el efecto de la inserción de intervalos de silencio en la potencia de pico de los pulsos transmitidos, manteniendo el criterio de potencia óptica promedio constante. Se observa tanto la señal original sin codificar ($RR = 1$) como las señales transmitidas con factores de reducción de tasa RR de 2 y 4 respectivamente.

3.2.2. Prestaciones

La técnica de transmisión basada en inserción de intervalos de silencio sin memoria tiene como esquema de recepción asociado la detección por umbral, desechando aquellas muestras correspondientes con los intervalos de silencio transmitidos. Por tanto, al utilizar este tipo de detección, tal y como se supuso en el proceso de obtención de las cotas de probabilidad de error en el capítulo anterior, la expresión que relaciona la probabilidad de error con el incremento en la relación de potencia óptica pico a promedio será la Ec. 2.46, que por comodidad se reproduce a continuación

$$P_e = Q\left(\frac{P}{\sigma_m} \cdot \Delta_{PAOPR} \cdot \eta_g\right) \tag{3.2}$$

donde P es la potencia óptica promedio transmitida, σ_m es la desviación típica asociada al proceso aleatorio de ruido muestreado y η_g es el factor de reducción de la distancia

Tabla 3.1: Incremento en PAOPR proporcionado por el esquema de inserción de silencios sin memoria

RR	Δ_{PAOPR}	$\Delta_{PAOPR}(dB)$
2	2	3
4	4	6
8	8	9

entre símbolos en recepción, dependiente de los filtrados correspondientes al canal, al filtro paso alto de cabecera y filtro adaptado, junto con los parámetros que definen la forma de perfil gaussiano utilizado ($\xi = 0.25$ y $n = 6$). Evidentemente, el fenómeno que diferencia a este esquema de transmisión es el aumento de la relación de potencia óptica pico a promedio que se produce al introducir intervalos de silencio y mantener al mismo tiempo constante la potencia óptica promedio transmitida.

La introducción de intervalos de silencio de duración T_b produce una disminución de la potencia óptica promedio de la señal transmitida al canal, por lo que si se desea que P permanezca constante independientemente del esquema de transmisión utilizado, es necesario aumentar la potencia de pico de los pulsos en un factor Δ_{PAOPR}. Como se puede observar en la Fig. 3.2, la probabilidad de aparición del símbolo 1 en la secuencia de salida se ve reducida en un factor RR, es decir,

$$prob(a_k = 1) = \frac{1}{2} \cdot \frac{1}{RR} \tag{3.3}$$

puesto que se supone que los símbolos de entrada al codificador son equiprobables. Por tanto, el factor de incremento de PAOPR en escala lineal es de

$$\Delta_{PAOPR} = \frac{1}{2 \cdot prob(a_k = 1)} = RR \tag{3.4}$$

La mejora en las prestaciones que se consigue con esta técnica de codificación ha sido analizada en [54, 57], donde se constata que la reducción en la probabilidad de error de bit obtenida al aplicar los intervalos variables de silencios sin memoria es superior que la proporcionada por las técnicas PPM, aún incorporando pulsos gaussianos y esquemas de detección de máxima semejanza (detección ML). En la tabla 3.1 se muestra el incremento en la potencia de pico de los pulsos a transmitir, bajo el criterio de potencia óptica promedio constante, para factores de reducción de tasa de 2, 4 y 8, tanto en escala lineal como logarítmica.

Como cabe esperar, la reducción en la velocidad de transmisión permite aumentar la potencia de pico de los pulsos transmitidos, lo que conlleva una reducción de la probabilidad de error, tal y como se puede constatar en la Fig. 3.4, donde se presentan los resultados obtenidos de la simulaciones realizadas para la estimación de la probabilidad

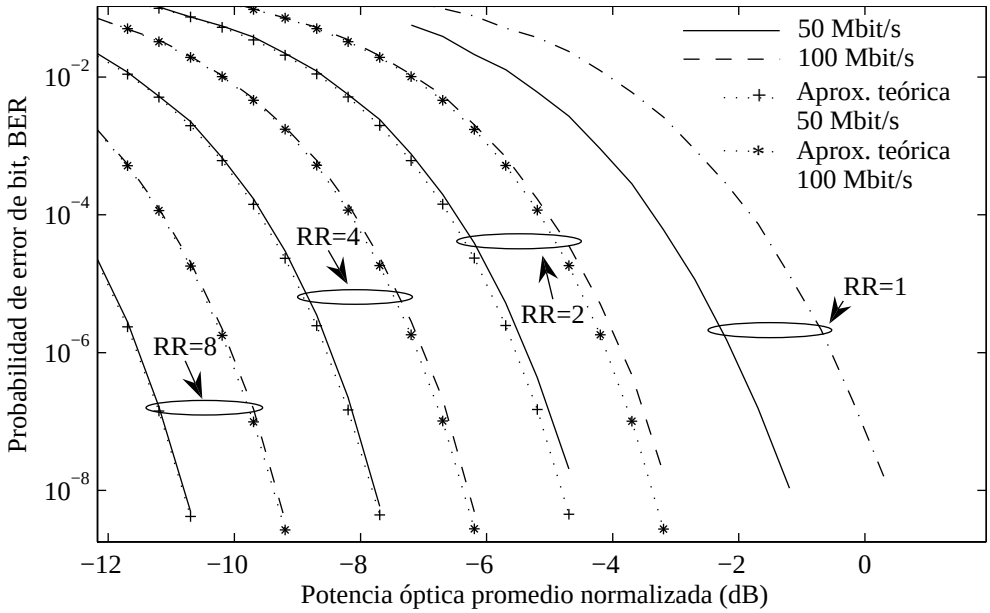


Figura 3.4: Prestaciones ofrecidas por la técnica de inserción de silencios sin memoria, para factores de reducción de tasa $RR = 2$, 4 y 8 y velocidades de transmisión de 50 Mb/s y 100 Mb/s

de error obtenida con el esquema de inserción de silencios sin memoria, comparándolos con el valor teórico esperado. Se corrobora también la perfecta sintonía entre el aumento en el parámetro PAOPR y la reducción de la probabilidad de error de bit. Además, puede observarse que, para factores de reducción de tasa mayores, las diferencias entre las curvas simuladas y teóricas tienden a desaparecer, ya que la separación adicional entre pulsos evita la aparición de interferencia entre símbolos.

En contraste, se encuentra la codificación con repetición utilizada en el estándar, la cual, al no introducir modificación de los estadísticos de ocurrencia de pulsos transmitidos, proporciona un incremento nulo en el parámetro Δ_{PAOPR}.

3.3. Inserción de silencios con memoria

Un primer refinamiento a partir del esquema de inserción de silencios mostrado en el apartado anterior, se basa en la introducción de memoria en el proceso de codificación, de manera que los símbolos de información de entrada al codificador se van almacenando en una memoria de longitud finita. De este modo, para un instante de tiempo determinado, los símbolos codificados de salida se generan en base a los símbolos de información de entrada junto con el contenido de la memoria del codificador, tal y como se muestra en la Fig. 3.5.

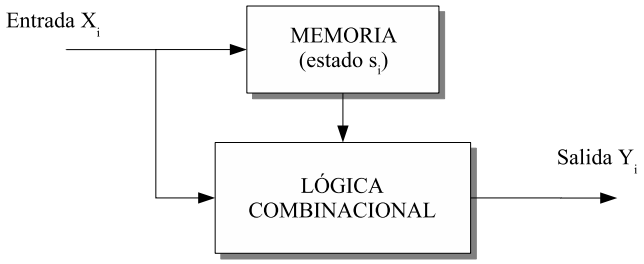


Figura 3.5: Modelo de máquina de estados finitos para un codificador con memoria finita

Puede apreciarse que en el instante de tiempo i el contenido de la memoria va a definir el estado s_i del codificador. De hecho, las posibles combinaciones de símbolos almacenados en la memoria definen el conjunto de posibles estados del codificador. Al ser la memoria de longitud finita, el conjunto de estados del codificador también lo es, por lo que podrá ser modelado como una máquina de estados finitos o autómata finito [97, 99], cuyo modelo se muestra en la Fig. 3.5. En el instante *i+1* los símbolos de entrada X_i cambiarán y modificarán total o parcialmente el contenido de la memoria del codificador, por lo que se producirá un cambio o transición de estado. El conjunto de estados posibles para un determinado codificador puede ser representado mediante un diagrama de transición de estados que, al mismo tiempo, define completamente el algoritmo de codificación utilizado.

Este diagrama está formado por tantos nodos como estados pueda tener el codificador, unidos entre ellos por ramas o transiciones identificadas mediante una etiqueta que contiene la información de los símbolos de entrada y de los símbolos codificados de salida asociados con esa transición, como puede apreciarse en la Fig. 3.6, donde X_m e Y_n indican los conjuntos de posibles secuencias de información de entrada y de salida del codificador, respectivamente.

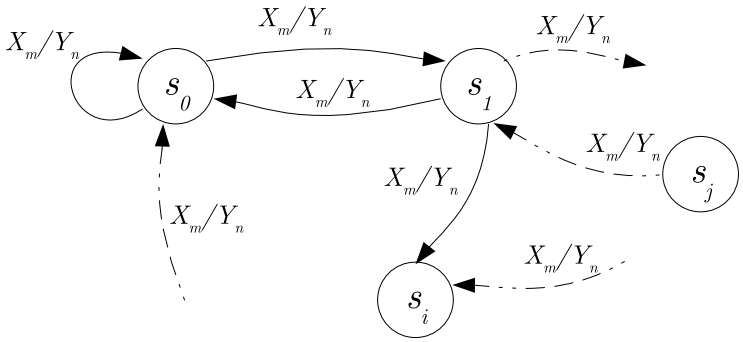


Figura 3.6: Diagrama genérico de transición de estados

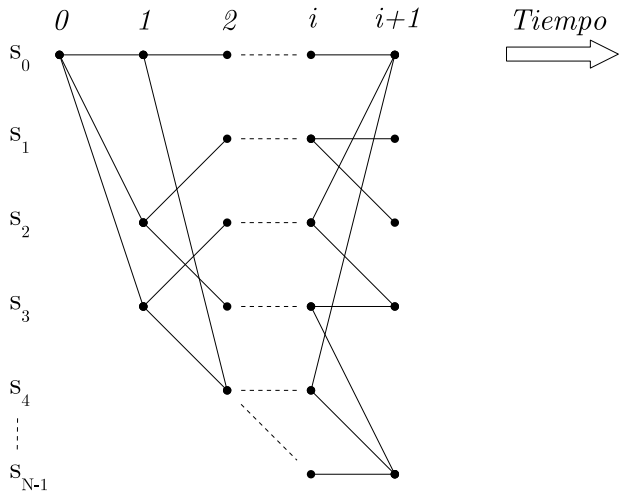
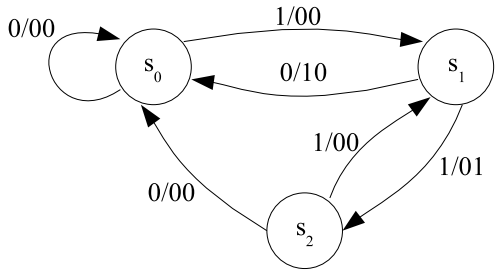


Figura 3.7: Diagrama de Trellis para un codificador de N estados

Por otro lado, la evolución temporal del comportamiento del codificador junto con la dependencia de la salida y las posibles transiciones de estados con respecto de los valores a la entrada del mismo puede representarse gráficamente mediante un diagrama de estados y tiempo denominado diagrama de Trellis [21, 99, 124], mostrado en la Fig. 3.7, donde la evolución temporal queda reflejada mediante conexiones entre los estados en el instante i y los estados en el instante $i+1$, identificadas mediante una etiqueta que indica el código de salida generado en la transición. El proceso de codificación de una secuencia de símbolos de entrada equivale a recorrer el diagrama de Trellis partiendo del estado inicial s_0. En esta representación gráfica de un código existe una relación biunívoca entre la palabra código de salida del codificador y un determinado camino en el diagrama de Trellis. Este hecho permite implementar algoritmos de detección de máxima semejanza basados en decisiones *blandas* con relativamente baja complejidad de implementación. Un ejemplo es el algoritmo de Viterbi, que será descrito en el capítulo 4, donde se tratarán esquemas de transmisión basados en codificación convolucional.

Persiguiendo el objetivo de maximizar el parámetro Δ_{PAOPR} y, por tanto, de minimizar la probabilidad de aparición de pulsos en la señal óptica transmitida, se presentan en [58] dos esquemas de codificación basados en inserción de intervalos de silencio con memoria, denominados OOK-GSc y OOK-GScc. Estos esquemas consiguen, mediante máquinas de estados finitos, eliminar la posibilidad de que a la salida de la trama codificada aparezcan de forma consecutiva dos y tres símbolos '1' respectivamente, reduciendo así la probabilidad de aparición de esos símbolos.

A continuación se describen estas dos técnicas de codificación, reproduciendo los datos presentados en [58]. Posteriormente se presentará un estudio innovador de estas



s_i	x_i=0	x_i=1
$s_0^{(*)}$	s_0/00	s_1/00
s_1	s_0/10	s_2/01
s_2	s_0/00	s_1/00

(*) *Estado predeterminado*

Figura 3.8: Diagrama y tabla de transición de estados del esquema de codificación OOK-GSc

técnicas basado en el tratamiento de las mismas como esquemas de generación de secuencias de longitud constreñida o secuencias *RLL* (*Run-Length Limited*) descritas en [79], el cual permitirá la comparación de las mismas con la técnica de codificación empleada en el estándar VFIr, denominada HHH(1,13) [78], y el diseño de métodos de decodificación basados en lógica combinacional que reducen muy notablemente la complejidad de implementación de los receptores, sin pagar a cambio un alto precio en prestaciones.

3.3.1. Esquema OOK-GSc

El primer esquema de inserción de silencios con memoria se basa en un máquina de tres estados cuyo diagrama de transición de estados se muestra en la Fig. 3.8, donde se representa la evolución de la máquina de estados del instante i al instante $i+1$ cuando se parte del estado actual s_i y la entrada es x_i.

Como puede deducirse del diagrama anterior, el codificador OOK-GSc acepta entradas de un bit y proporciona dos bits codificados a la salida, lo que se traduce en una reducción de la tasa efectiva de transmisión en un factor $RR = 2$. Al mismo tiempo, puede observarse que para cualquier trama binaria de información, la secuencia codificada obtenida no presentará en ningún caso secuencias de dos símbolos '1' consecutivos. Este hecho produce una reducción en la probabilidad de aparición de pulsos ópticos en la señal transmitida que se traduce en un mayor incremento en el parámetro PAOPR y, por tanto, en una reducción de la probabilidad de error de bit. En este sentido, este esquema de transmisión ofrece, al igual que la inserción de silencios sin memoria, una mejora en las prestaciones a costa de reducir la velocidad de transmisión en el enlace.

Así, en [58] se realiza un estudio de la probabilidad de aparición de un bit lógico uno en la trama codificada, en el cual se tiene en cuenta no sólo el efecto de la propia codificación OOK-GSc, sino la posible inclusión de intervalos de silencios adicionales mediante la técnica de inserción sin memoria propuesta en el apartado anterior. El objetivo de utilizar este esquema de doble codificación es dotar al esquema de modu-

Tabla 3.2: Incremento en PAOPR que proporciona el esquema de modulación OOK-GSc

RR	$\Delta_{PAOPR}(dB)$
2	4.8
4	7.8
8	10.8

lación de una mayor adaptatividad, como se muestra en la Fig. 3.9, donde el factor de reducción de tasa propio del esquema OOK-GSc es $RR_c = 2$, mientras que el factor asociado a la inserción de silencios sin memoria debe tomar los valores $RR_s = 1$, 2 y 4 para conseguir factores de reducción de tasa globales de $RR = 2$, 4 y 8 respectivamente.

Si no se reduce la tasa efectiva obtenida en la propia codificación, es decir, manteniendo $RR = 2$, la probabilidad de aparición de un pulso a la salida es de $1/6$, mientras que si se generaliza el estudio a un factor RR genérico, la probabilidad viene dada por $1/3RR$, proporcionando así un aumento en el parámetro PAOPR igual a

$$\Delta_{PAOPR}(dB) = 10 \cdot \log_{10}(\tfrac{3}{2}RR) \tag{3.5}$$

Si se particulariza la expresión anterior para valores concretos del factor de reducción de tasa se obtiene la tabla 3.2, donde aparecen los incrementos en la PAOPR al utilizar valores de RR de 2, 4 y 8. Como se verá a lo largo de este trabajo, estos valores de RR serán referencia para todos los análisis realizados.

Como puede observarse, al introducir memoria al código se obtienen incrementos en la relación de potencia óptica pico a promedio superiores a los conseguidos con la inserción sin memoria de intervalos de silencios, por lo que cabe esperar que las curvas de tasa de error presenten también mejoría respecto a las obtenidas anteriormente.

El codificador que implementa la máquina de estados finitos definida en la Fig. 3.8 se presenta en la Fig. 3.10, donde puede comprobarse la simplicidad del proceso de generación de la trama codificada. La célula de retardo, D, junto con el contenido del

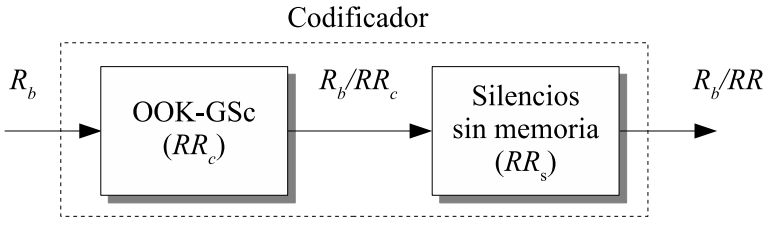
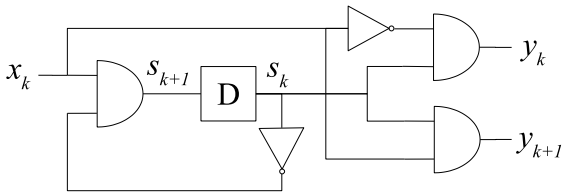


Figura 3.9: Generalización de la técnica OOK-GSc con inserción sin memoria de silencios adicionales



x_k: bit de información de entrada al codificador

y_k, y_{k+1}: bits codificados de salida del codificador

s_k, s_{k+1}: definen el estado actual y siguiente del codificador, respectivamente

Figura 3.10: Esquema del codificador OOK-GSc

bit de información a la entrada conforman el funcionamiento del codificador. Queda reflejada también la reducción de la tasa de transmisión en el factor $RR = 2$.

En cuanto al mecanismo de decodificación de la señal en recepción, en [58] se propone el algoritmo de Viterbi como solución óptima para la extracción de la información transmitida. Este método de decodificación se verá en detalle en el capítulo 4, en el que se abordarán los mecanismos de transmisión basados en codificación convolucional. Por contra, en este trabajo se proponen nuevas soluciones para la detección cuyo objetivo principal es la simplicidad, basadas en la utilización de registros de desplazamientos y lógica booleana. Estos decodificadores no son óptimos desde el punto de vista de la detección de la señal, a diferencia del algoritmo de Viterbi, aunque a cambio ofrecen una bajísima complejidad de implementación, algo muy deseable en aplicaciones de conectividad inalámbrica de bajo coste. Como se podrá comprobar más adelante, las prestaciones obtenidas con este sistema de detección, en cuanto a probabilidad de error se refiere, son ligeramente inferiores a las proporcionadas por el algoritmo de Viterbi, aunque no comparables en absoluto con la importantísima reducción en la complejidad del sistema.

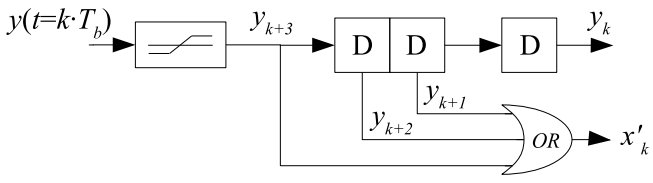


Figura 3.11: Decodificador propuesto para el esquema OOK-GSc. El decodificador acepta bloques de dos bits codificados

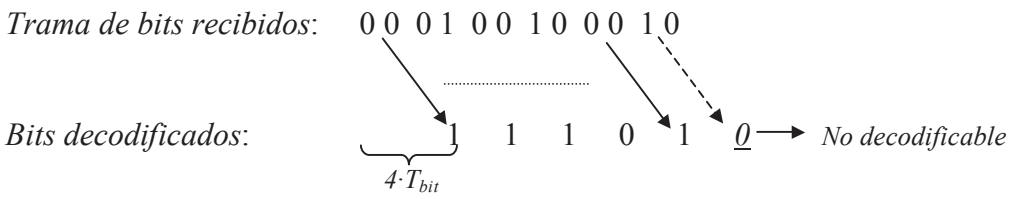


Figura 3.12: Ejemplo de decodificación de una trama OOK-GSc

El receptor propuesto se basa en la detección por umbral de la secuencia binaria recibida junto con una circuitería de decodificación muy simple, como se puede observar en la Fig. 3.11, donde para obtener el bit decodificado x'_k se utilizan los tres siguientes bits codificados recibidos. En el decodificador se introducen bloques de dos bits recibidos, almacenados en células de retardo D. Como se puede comprobar, el retardo de decodificación es de 4 intervalos de bit, ya que para decodificar es necesario conocer además los tres bits siguientes que se han recibido, según se muestra en el ejemplo de la Fig. 3.12.

Por otro lado, la última muestra de la trama de origen se desecha (bit en cursiva y con subrayado), debido a que no existe información codificada sobre bits siguientes puesto que lógicamente éstos no existen. Este hecho obligaría a transmitir tras cada ráfaga de información útil, una palabra de terminación con longitud igual a la mitad del retardo de decodificación para que el proceso de detección se realice de forma correcta.

En cuanto a las prestaciones proporcionadas por este método de codificación relacionadas con la probabilidad de error, la Fig. 3.14 muestra los resultados obtenidos mediante simulación para diferentes factores de reducción de tasa y velocidades de transmisión de 50 Mb/s y 100 Mb/s. Además se presentan aproximaciones teóricas de la tasas de error de bit obtenidas mediante el análisis del efecto de la lógica combinacional sobre la probabilidad de error en la trama decodificada [21]. En este sentido, y teniendo en cuenta la existencia de memoria en la codificación, es necesario analizar el efecto de cometer errores en la detección de cada bloque de cuatro bits codificados, cuya influencia se extiende a dos bits decodificados a la salida, como puede comprobarse

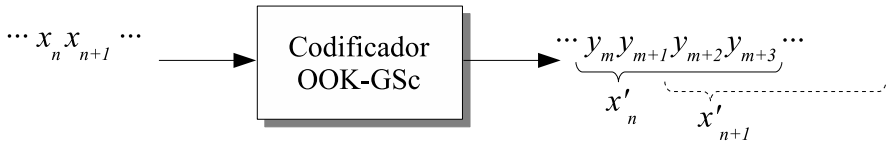


Figura 3.13: Influencia de cada bloque de 4 bits codificados en el proceso de decodificación de una trama OOK-GSc

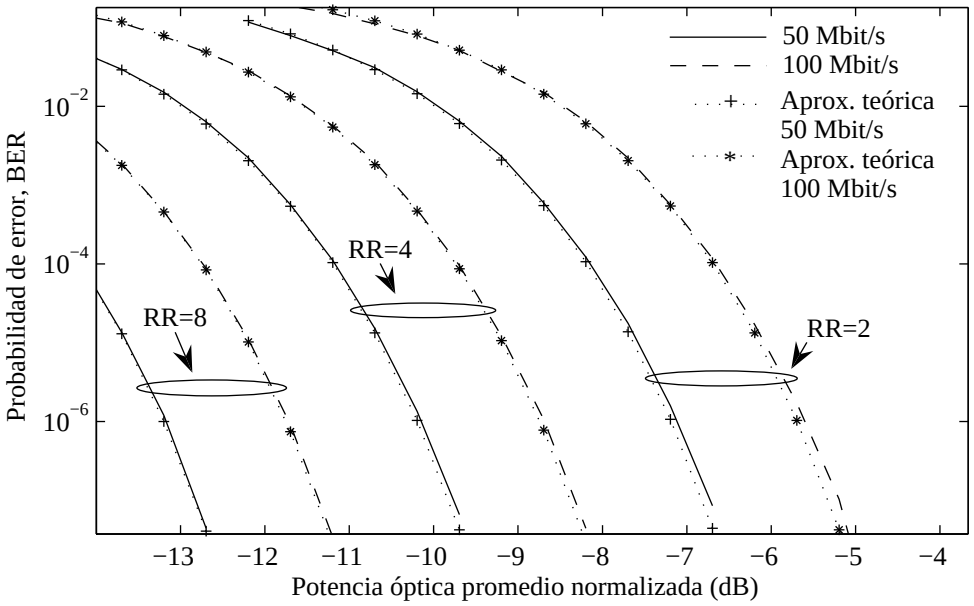


Figura 3.14: Probabilidades de error simuladas y aproximaciones teóricas calculadas frente a potencia óptica promedio normalizada para el esquema de codificación OOK-GSc. Simulaciones realizadas a 50 Mb/s y 100 Mb/s

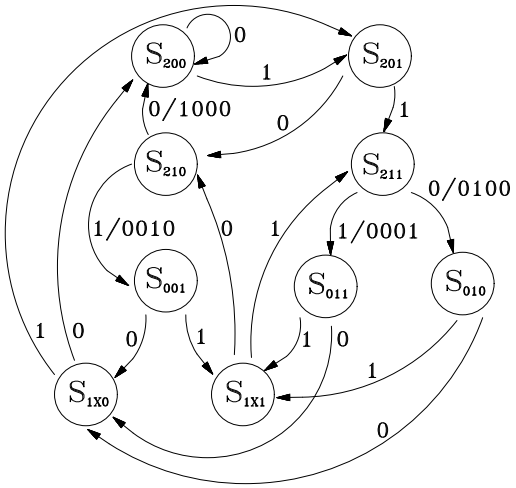
en la Fig. 3.13, donde los símbolos x'_n son los bits decodificados correspondientes a los datos originales x_n.

Así, si la probabilidad de error de bit en el proceso de detección por umbral posterior a la aplicación del filtro adaptado se representa como p, definida por la Ec. 3.2, la probabilidad de error en la decodificación del símbolo x'_j, $P_e(x'_j)$, vendrá determinada por la detección errónea de los símbolos codificados $y_{m+1}, y_{m+2}, y_{m+3}$; teniendo en cuenta exclusivamente el efecto de la propagación de un error cometido en la detección de este bloque de símbolos codificados y la estructura de la lógica combinacional utilizada, puede suponerse que

$$P_e\left(x'_n\right) \approx P_e(y_{m+1}) + P_e(y_{m+2}) + P_e(y_{m+3}) = 3p \tag{3.6}$$

mientras que, debido a la existencia de memoria en el código, el mismo bloque de símbolos $(y_m, \ldots, y_{m+3})$ influirá en la decodificación de x'_{n+1}, por lo que un mismo error cometido en la detección de y_j afectará a dos bits decodificados a la salida. Al desplazar el contenido de la memoria del decodificador con la información de dos nuevos bits codificados el único bit del bloque analizado que afecta en la decodificación de x'_{n+1} es y_{m+3}, por lo que $P_e\left(x'_{n+1}\right) \approx p$. Promediando ambas aproximaciones para los dos bits analizados, la probabilidad de error a la salida del decodificador puede aproximarse como

$$P_e = \frac{1}{2}\left[P_e\left(x'_n\right) + P_e\left(x'_{n+1}\right)\right] \approx 2p \tag{3.7}$$



Estado actual	0	1
S_{200}	S_{200}/0000	S_{201}/0000
S_{201}	S_{210}/0000	S_{211}/0000
S_{210}	S_{200}/1000	S_{001}/0010
S_{211}	S_{010}/0100	S_{011}/0001
S_{001}	S_{1x0}/0000	S_{1x1}/0000
S_{011}	S_{1x0}/0000	S_{1x1}/0000
S_{010}	S_{1x0}/0000	S_{1x1}/0000
S_{1x0}	S_{200}/0000	S_{201}/0000
S_{1x1}	S_{210}/0000	S_{211}/0000

Tabla de transición de estados para OOK-GScc

Figura 3.15: Diagrama y tabla de transición de estados perteneciente a la técnica OOK-GScc

Como puede comprobarse, se pone de nuevo de manifiesto la mejora en la potencia óptica necesaria para la obtención de una BER cercana a 10^{-6}, equivalente al aumento conseguido en el parámetro PAOPR. Por tanto, el mayor incremento en la relación pico-promedio, se traduce en un mayor desplazamiento de la curva de probabilidad de error respecto de la obtenida para el caso de $RR = 1$. Al mismo tiempo, se comprueba cómo los resultados de las simulaciones mediante el método de Monte-Carlo se ajustan perfectamente a la aproximación teórica descrita.

Por último, es interesante destacar la similitud de los resultados mostrados en la Fig. 3.14 en relación con las curvas de probabilidad de error presentadas en [58] y obtenidas mediante la aplicación del algoritmo de Viterbi, concluyendo que la posible mejora aportada por este último método de decodificación no es lo suficientemente significativa en comparación con el coste en complejidad que supone, ya que para conseguir una probabilidad de error de 10^{-6} la penalización en potencia óptica promedio necesaria en el caso del receptor combinacional respecto del óptimo es inferior a 1 dB.

3.3.2. Esquema OOK-GScc

En otro intento de disminuir la presencia de pulsos en la trama codificada para así aumentar todo lo posible el parámetro PAOPR, se plantea la posibilidad de generalizar el algoritmo OOK-GSc del apartado anterior para evitar la presencia de más de un pulso no solo en conjuntos de dos intervalos de bits consecutivos, sino en conjuntos de tres, cuatro, etc. En este sentido, se presenta otra técnica de codificación basada también en una máquina de estados finitos que proporciona una reducción de tasa efectiva $RR = 4$, mediante nueve estados. En la Fig. 3.15 se muestran el diagrama y la tabla de

transición de estados en los que, en función del estado en que se encuentre el codificador y de un bit de información a la entrada, proporciona a su salida cuatro bits codificados. Puede observarse que de todas las 18 ramas de salida de los distintos estados únicamente 4 incluyen un símbolo lógico '1', lo cual predice el buen comportamiento de este esquema de codificación, en los términos del estudio que se está realizando.

Para la estimación de las prestaciones ofrecidas por el esquema OOK-GScc se plantea el cálculo del incremento en la relación de potencia óptica pico a promedio Δ_{PAOPR}, para lo cual es necesario obtener en primer lugar la probabilidad de ocurrencia de pulsos en la trama final codificada. En las tablas 3.3 y 3.4 se muestran los resultados del estudio realizado, obtenidos a partir de la resolución analítica de un sistema de ecuaciones planteado a partir de las relaciones entre estados reflejadas en el diagrama de la Fig. 3.15. En dichas tablas se indican, por un lado, la probabilidad de que el codificador se encuentre en un determinado estado S_j y, por otro, la probabilidad de que la salida del codificador coincida con un determinado patrón de bits codificados $(y_k \dots y_{k+3})$. A partir de estos resultados o directamente del diagrama de transición de estados puede deducirse que la probabilidad de que aparezca un símbolo '1' a la salida del codificador es

$$prob(a_k = 1) = \frac{1}{4} \cdot [prob(S_{210}) + prob(S_{211})] = \frac{1}{4} \cdot (0.1250 + 0.1250) = 0.0625 \quad (3.8)$$

donde se ha tenido en cuenta que en los bloques $(y_k \dots y_{k+3})$ en los que aparecen símbolos '1' la probabilidad de aparición es de $1/4$. Esto implica un incremento en la PAOPR de 9 dB, para un factor de reducción de tasa $RR = 4$.

Si, como en el caso de OOK-GSc, se añaden intervalos de silencios adicionales para conferir adaptatividad a la codificación con $RR_s = 1$ y 2, el incremento en la relación de potencia pico a promedio puede calcularse mediante la expresión

$$\Delta_{PAOPR}(dB) = 10 \cdot \log\left(\frac{1}{2 \cdot prob(a_k = 1)}\right) = 10 \cdot \log(2 \cdot RR) \quad (3.9)$$

Tabla 3.3: Probabilidades de activación de los estados posibles en OOK-GScc

Estado	***Probabilidad***
S_{200}	0.2188
S_{201}	0.1563
S_{210}	0.1250
S_{211}	0.1250
S_{001}	0.0625
S_{011}	0.0625
S_{010}	0.0625
S_{1x0}	0.0938
S_{1x1}	0.0937

Tabla 3.4: Probabilidades de ocurrencia para los posibles patrones de salida en OOK-GScc

Patrón de salida	***Probabilidad***
0000	0.75
1000	0.0625
0100	0.0625
0010	0.0625
0001	0.0625

Tabla 3.5: Incremento en PAOPR que proporciona el esquema de modulación OOK-GScc

RR	$\Delta_{PAOPR}(dB)$
4	9
8	12

recordando que, obviamente, tiene validez exclusivamente para valores de RR iguales o superiores a 4. Particularizando de nuevo esta expresión para los valores de reducción de tasa referencia en este estudio se obtienen los incrementos en el parámetro PAOPR mostrados en la tabla 3.5.

Como se puede observar, la técnica de codificación OOK-GScc ofrece mejores prestaciones que el esquema OOK-GSc a velocidades de transmisión equivalentes, lo que deberá traducirse en la correspondiente mejora en las curvas de probabilidad de error, tal y como se comprobará mas adelante.

Al igual que en el caso del esquema de codificación OOK-GSc, el mecanismo de codificación y decodificación se basan en algoritmos implementados mediante lógica combinacional junto a registros de desplazamientos que dotan al sistema de la memoria que lo caracteriza. Aunque parezca que la complejidad aumenta en exceso respecto de la técnica anterior, sobre todo en relación con el número de estados implicados en el proceso, las ecuaciones combinacionales utilizadas en la generación de la trama OOK-GScc son en extremo simples, como se puede ver en la Fig. 3.17, permitiendo así reducir los costes de implementación. Cabe destacar la utilización de cuatro células de retardo D junto con un reducido conjunto de puertas lógicas que actúan sobre el bit de entrada junto con las salidas de dichas células.

En cuanto al receptor propuesto para la decodificación de las tramas OOK-GScc, basado en lógica combinacional como se ha destacado anteriormente, se presenta en la Fig. 3.18, donde en este caso, se deben introducir en el decodificador bloques de 4 bits, almacenados en células de retardo que forman un registro de desplazamiento de longitud 12. Como se puede comprobar, es necesario realizar el análisis de los bloques codificados

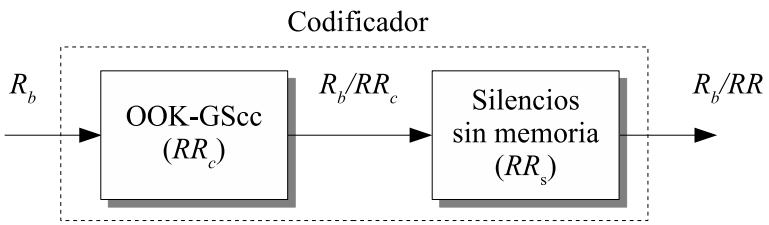


Figura 3.16: Generalización de la técnica OOK-GScc con inserción de silencios adicionales

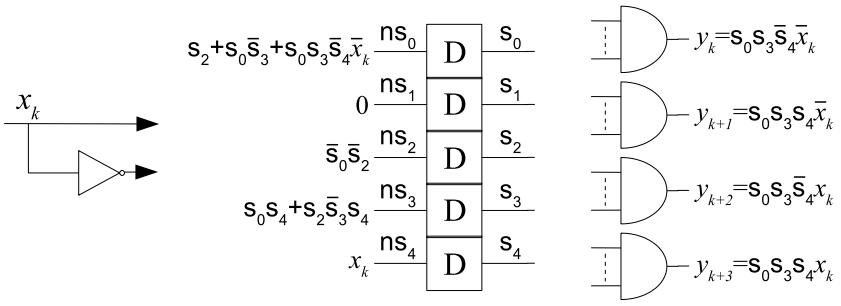


Figura 3.17: Esquema del codificador OOK-GScc

correspondientes a tres bits de información original para la correcta decodificación del primero de dicha cadena de datos, lo que se traduce en un retardo de decodificación de 12 intervalos de bit, según se muestra en el ejemplo de la Fig. 3.19.

Sin embargo, aunque el retardo de decodificación parece excesivamente grande, en la práctica no resulta ser un parámetro tan dramático y, de hecho, el receptor propuesto en el estándar VFIr que será descrito más adelante, se basa en un detector combinacional que tiene también un retardo de decodificación de 12 intervalos de bit, de menor relevancia conforme aumenta la velocidad de transmisión.

Al igual que en el caso anterior, es deseable disponer de una aproximación analítica de la probabilidad de error que corrobore los resultados de las simulaciones realizadas, obtenida mediante el correspondiente estudio del efecto de la lógica combinacional de decodificación en la propagación de un error cometido en el proceso de detección por umbral de los bits a decodificar. En este sentido, y utilizando la misma metodología usada para el estudio correspondiente al esquema OOK-GSc, hay que destacar que, en este caso, la influencia de los errores cometidos en el proceso de detección por umbral de los símbolos recibidos se extiende a tres bits decodificados a la salida, como

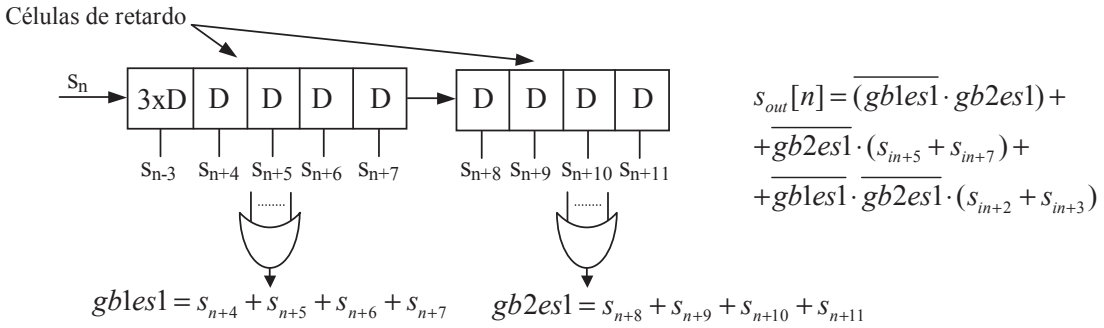


Figura 3.18: Decodificador propuesto para el esquema OOK-GScc. Los bloques de entrada tienen 4 bits de longitud

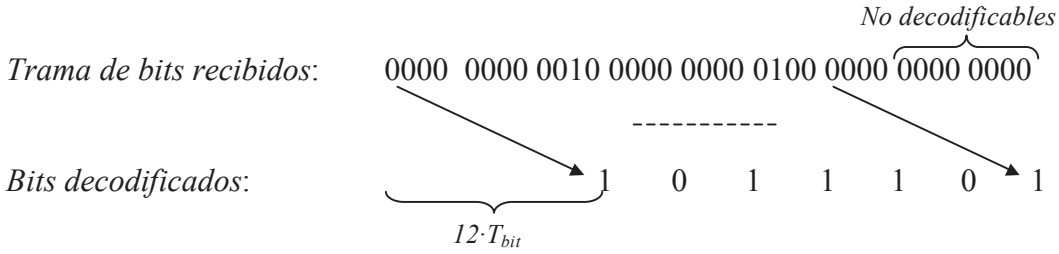


Figura 3.19: Ejemplo de decodificación de una trama OOK-GScc

puede comprobarse en la Fig. 3.20, donde los símbolos x'_j son los bits decodificados correspondientes a los datos originales x_j.

Así, la probabilidad de error en la decodificación del símbolo x'_n vendrá determinada por la detección erronea de los símbolos codificados y_m ... y_{m+11}, mientras que para calcular cómo afecta un error de detección en la trama de salida, se promediarán los efectos sobre los tres símbolos x'_n, x'_{n+1} y x'_{n+2},

$$P_e \approx \frac{1}{3}\left[P_e\left(x'_n\right) + P_e\left(x'_{n+1}\right) + P_e\left(x'_{n+2}\right)\right] \tag{3.10}$$

Teniendo en cuenta la ecuación booleana de la Fig. 3.18, el bloque de símbolos $(y_m, y_{m+1}, \ldots, y_{m+11})$ influye en 10, 6 y 2 bits respectivamente en la decodificación de x'_n, x'_{n+1} y x'_{n+2}, suponiendo que los posibles errores se cometen exclusivamente en dicho bloque codificado. De este modo, las probabilidades de propagación de errores a los distintos bits decodificados pueden ser aproximadas por

$$P_e\left(x'_n\right) \approx P_e(\mathbf{Y}_{n+1}) + P_e(\mathbf{Y}_{n+2}) + P_e(y_{m+2}) + P_e(y_{m+3}) \approx 4p + 4p + 2p = 10p \tag{3.11}$$

$$P_e\left(x'_{n+1}\right) \approx P_e(\mathbf{Y}_{n+2}) + P_e(y_{m+6}) + P_e(y_{m+7}) \approx 4p + 2p = 6p \tag{3.12}$$

$$P_e\left(x'_{n+2}\right) \approx P_e(y_{m+10}) + P_e(y_{m+11}) = 2p \tag{3.13}$$

siendo $\mathbf{Y}_{n+1}$ la secuencia $(y_{m+4}, \ldots, y_{m+7})$, $\mathbf{Y}_{n+2}$ la secuencia $(y_{m+8}, \ldots, y_{m+11})$ y p la probabilidad de error en el proceso de detección por umbral. Por tanto, la proba-

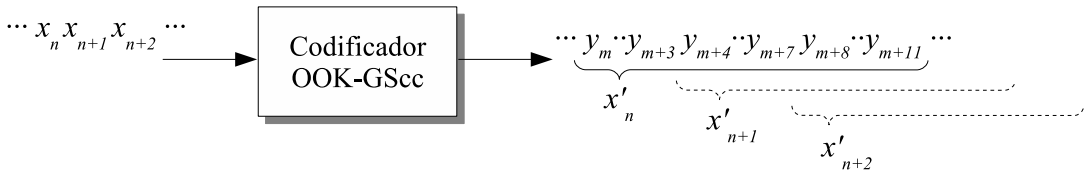


Figura 3.20: Influencia de cada bloque de 12 bits codificados en el proceso de decodificación de una trama OOK-GScc

MENÚ SALIR

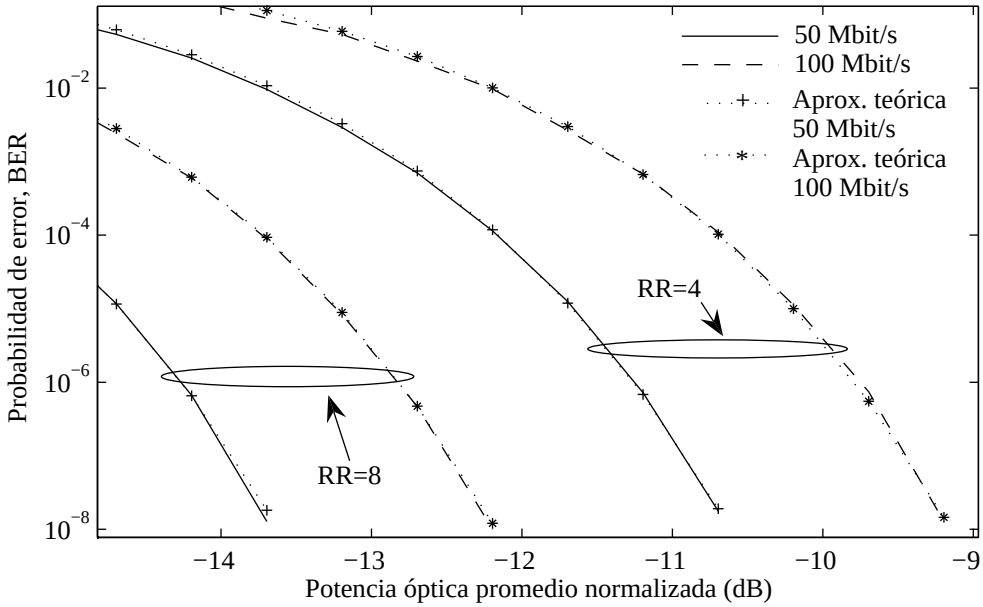


Figura 3.21: Probabilidades de error junto con aproximaciones teóricas frente a potencia óptica promedio normalizada para el esquema de codificación OOK-GScc. Simulaciones a 50 y 100 Mb/s

bilidad de error media a la salida del decodificador puede aproximarse como $P_e \approx 6p$, suponiendo valores altos en la relación señal a ruido.

En la Fig. 3.21 puede observarse que, al igual que en los casos estudiados anteriormente, el incremento en el parámetro PAOPR se corresponde fielmente con un desplazamiento de las curvas de probabilidad de error de acuerdo con la magnitud de mejora obtenida con el parámetro Δ_{PAOPR}. En este sentido, el factor de mejora en las prestaciones corrobora la importancia del incremento de la relación entre la potencia de pico de los pulsos transmitidos y la potencia óptica promedio transmitida, ofreciendo con este esquema de codificación la posibilidad de adaptar la velocidad de transmisión a canales ruidosos de manera que la probabilidad de error permanezca acotada.

Cabe destacar también el comportamiento de las curvas de tasa de error simuladas en relación con las aproximaciones teóricas, aumentando la proximidad entre ellas al aumentar la relación señal a ruido, tal y como se ha comentado en la descripción del método de obtención de dichas aproximaciones. En cualquier caso, podrían realizarse cálculos más exhaustivos de la influencia de la lógica combinacional utilizada en las curvas teóricas presentadas, aunque en el estudio realizado se han considerado suficientemente representativas las aproximaciones realizadas.

3.4. Secuencias RLL. El estándar *HHH(1,13)*

En el ámbito del almacenamiento de datos tanto en soporte magnético como óptico, se utilizan de forma masiva técnicas de codificación basadas en la generación de secuencias de datos binarios en las que se imponen restricciones en cuanto a la máxima y mínima frecuencia de transición entre los símbolos transmitidos. Estas técnicas de codificación se denominan técnicas de longitud constreñida (*runlength-limited*) o secuencias *RLL* [79].

Las secuencias de longitud constreñida se caracterizan mediante dos parámetros, d y k, que establecen la máxima y mínima frecuencia de transición entre símbolos respectivamente. El parámetro d está íntimamente relacionado con la existencia de interferencia entre símbolos, ya que si las transiciones entre ellos son muy próximas, la interferencia que puedan ejercerse mutuamente puede llegar a ser excesiva. En este sentido, las secuencias RLL evitan que la frecuencia de transición entre símbolos sea baja, eliminando la posibilidad de transmitir patrones de datos susceptibles a la interferencia entre símbolos. Por otro lado, el parámetro k está relacionado con la recuperación del sincronismo en el extremo receptor, de manera que se asegure en transmisión una frecuencia de transición entre símbolo mínima para facilitar las tareas de establecimiento de sincronismo.

A continuación se analizan con cierta profundidad las características más importantes de este tipo de codificación con el objeto de utilizarlas posteriormente en el análisis comparativo de los esquemas de codificación descritos hasta ahora.

3.4.1. Definición de secuencias RLL. Parámetros básicos

En [79] se presentan las secuencias de longitud constreñida como una técnica adecuada para realizar la codificación de datos en aplicaciones de almacenamiento en medios ópticos o magnéticos y, en este sentido, se definen dichas secuencias a partir de los valores físicos que describen los posibles símbolos a almacenar. Sin embargo, en comunicaciones ópticas la señal transmitida al canal solamente puede tomar valores positivos, por lo que en la definición de secuencia RLL que se muestra a continuación se van a utilizar exclusivamente los símbolos binarios convencionales.

Así, una secuencia de longitud constreñida con parámetros d y k, denotada como $RLL\,(d,k)$, debe satisfacer simultáneamente las siguientes condiciones:

1. Parámetro d: dos símbolos lógicos '1' cualesquiera están separados por una secuencia de símbolos lógicos '0' de longitud igual o mayor que d.
2. Parámetro k: cualquier secuencia de símbolos lógicos '0' consecutivos tiene una longitud igual o menor que k.

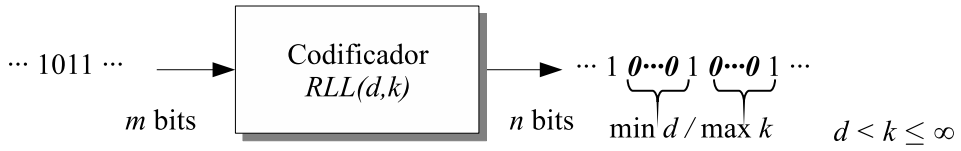


Figura 3.22: Modelo de funcionamiento de un codificador de secuencias de longitud constreñida con parámetros d y k y tasa de codificación m/n

De las dos condiciones anteriores, existe la posibilidad de que entre dos símbolos lógicos '1' haya infinitos símbolos '0', es decir, $k = \infty$; en este caso, se dice que la secuencia generada es de tipo $RLL\,(d, \infty)$.

En la Fig. 3.22 se muestra un modelo de esquema de codificación RLL, donde el codificador selecciona bloques de datos de información de longitud m y genera bloques de n símbolos codificados a su salida, siendo $m < n$. La secuencia de símbolos de salida debe cumplir con los parámetros d y k definidos previamente En este caso puede verificarse fácilmente que la mínima y máxima distancia entre símbolos lógicos '1' consecutivos son d y k respectivamente, a diferencia del caso presentado en [79], donde las distancias vienen determinadas por $(d+1)$ y $(k+1)$ respectivamente, lo cual es debido a la diferencia entre las señales transmitidas al medio, como se ha comentado anteriormente.

Número de secuencias $RLL\,(d, k)$

Una de las cuestiones principales a resolver es el cálculo del número de secuencias de longitud constreñida que cumplen con unos parámetros determinados d y k. En este sentido, se describe en [79] un método generalizado de cálculo que da solución a este problema. Así, se define $N_d\,(n)$ como el número de secuencias RLL de longitud n que cumple con la primera condición de las descritas anteriormente, siendo $k = \infty$.

El conjunto de ecuaciones recursivas que definen $N_d(n)$ es el siguiente,

$$N_d(0) = 1 \tag{3.14}$$

$$N_d(n) = 0, \qquad n < 0 \tag{3.15}$$

$$N_d(n) = n + 1, \quad 1 \leq n \leq d + 1 \tag{3.16}$$

$$N_d(n) = N_d(n-1) + N_d(n-d-1), \qquad n > d + 1 \tag{3.17}$$

De igual modo, se define un método recursivo y generalizado de cálculo del número de secuencias de longitud n con parámetros d y k finitos, denotado como $N(n)$, mostrado

Tabla 3.6: Número de secuencias $RLL(d, \infty)$ de longitud n

d \ n	*4*	*5*	*6*	*7*	*8*	*9*	*10*
1	8	13	21	34	55	89	144
2	6	9	13	19	28	41	60
3	5	7	10	14	19	26	36
4	5	6	8	11	15	20	26
5	5	6	7	9	12	16	21

a continuación:

$$N(0) = 1 \tag{3.18}$$

$$N(n) = 0, \qquad n < 0 \tag{3.19}$$

$$N(n) = n + 1, \quad 1 \leq n \leq d + 1 \tag{3.20}$$

$$N(n) = N(n-1) + N(n-d-1), \quad d + 1 \leq n \leq k \tag{3.21}$$

$$N(n) = d + k + 1 - n + \sum_{i=d}^{k} N(n-i-1), \quad k < n \leq d + k \tag{3.22}$$

$$N(n) = \sum_{i=d}^{k} N(n-i-1), \qquad n > d + k \tag{3.23}$$

Como ejemplo, en la Tabla 3.6 se muestra el número total de secuencias RLL de longitud n y constantes (d, ∞), para diferentes valores de n y d, pudiendo observarse la lógica disminución del número de secuencias disponibles al incrementarse la distancia mínima d entre símbolos lógicos '1' consecutivos.

Capacidad y eficiencia de codificación para secuencias $RLL(d, k)$

Como se ha mostrado en la Fig. 3.22, un codificador $RLL(d, k)$ realiza una traducción de bloques de información de longitud m a bloques codificados de longitud n, siendo $m < n$ y manteniendo en todo momento las restricciones (d, k) impuestas. Así, la tasa de codificación R se ha definido como $R = \frac{m}{n}$ siendo el inverso del factor de reducción de tasa RR que se ha venido usando hasta ahora en este trabajo.

En este sentido es interesante conocer la máxima tasa de codificación que puede obtenerse a partir de unas restricciones (d, k) determinadas, denominada capacidad de la codificación y denotada como $C(d, k)$. Este término fue definido por Shannon [128] de cuyo estudio se deriva la siguiente expresión

$$C(d, k) = \lim_{n \to \infty} \frac{1}{n} \log_2 N(n) \tag{3.24}$$

Analizando en primer lugar la capacidad de las secuencias $RLL(d,\infty)$, es necesario obtener una expresión que relacione el número de secuencias $N_d(n)$ con la longitud n de manera explícita, para lo cual se debe resolver la ecuación en diferencias descrita en 3.17. El método de resolución descrito en [79] se basa en la conversión de dicha ecuación en otra denominada ecuación característica

$$z^{d+1} - z^d - 1 = 0 \tag{3.25}$$

donde $z^n = N_d(n)$. Cualquier solución de la ecuación característica será también solución de la ecuación en diferencias, por lo que $N_d(n)$ puede expresarse como combinación lineal de todas las posibles soluciones de 3.25:

$$N_d(n) = \sum_{i=1}^{d+1} a_i \lambda_i^n \tag{3.26}$$

donde λ_i son las soluciones de la ecuación característica y a_i son constantes de ponderación independientes de la longitud n y elegidas para satisfacer los primeros $d+1$ valores de $N_d(n)$. Si se define λ como la máxima raíz real de la ecuación característica, para valores altos del parámetro n se verifica que $N_d(n) \propto \lambda^n$. Aplicando entonces la expresión 3.24 la capacidad de las secuencias $RLL(d,\infty)$ queda definida como

$$C(d,\infty) = \lim_{n\to\infty} \frac{1}{n} \log_2 N_d(n) = \log_2 \lambda \tag{3.27}$$

Del mismo modo es posible calcular la capacidad de codificación para secuencias $RLL(d,k)$, definida como $C(d,k)$ y obtenida igualmente como el logaritmo en base 2 de máxima raíz real de la ecuación característica asociada a este tipo de secuencias expresada como

$$z^{k+2} - z^{k+1} - z^{k-d+1} + 1 = 0 \tag{3.28}$$

En la Tabla 3.7 se presentan algunos resultados de capacidad para secuencias $RLL(d,k)$ incluyendo algunos casos con $k = \infty$. Puede comprobarse que, evidentemente, la capacidad de la codificación aumenta al reducir las restricciones impuestas, es decir al aumentar o reducir el valor de los parámetros k y d, respectivamente. Como se verá a continuación, las secuencias $RLL(d,\infty)$ son de especial interés en lo que respecta a los esquemas de codificación basados en inserción de silencios que se han presentado hasta el momento. A partir de la capacidad de codificación para secuencias $RLL(d,k)$ surge de manera inmediata la definición de otro parámetro, denominado eficiencia de codificación ρ, cuyo objetivo es cuantificar el aprovechamiento que se hace de la capacidad total de la codificación $RLL(d,k)$ utilizada. En este sentido, la eficiencia de codificación, definida en [78], viene determinada por el cociente entre la tasa de codificación R y la capacidad $C(d,k)$,

$$\rho = \frac{R}{C(d,k)} \tag{3.29}$$

Tabla 3.7: Capacidad de codificación para secuencias $RLL(d,k)$

k \ d	*0*	*1*	*2*	*3*	*4*	*5*
3	0.9468	0.5515	0.2878			
4	0.9752	0.6174	0.4057	0.2232		
5	0.9881	0.6509	0.4650	0.3218	0.1823	
6	0.9942	0.6690	0.4979	0.3746	0.2669	0.1542
7	0.9971	0.6793	0.5174	0.4057	0.3142	0.2281
8	0.9986	0.6853	0.5293	0.4251	0.3432	0.2709
9	0.9993	0.6888	0.5369	0.4376	0.3620	0.2979
10	0.9996	0.6909	0.5418	0.4460	0.3746	0.3158
∞	1.000	0.6954	0.5515	0.4650	0.4057	0.3620

siendo el rango de valores permitido $0 \leq \rho \leq 1$.

Evidentemente, la maximización de la eficiencia de la codificación RLL redunda en una mejora en la eficiencia espectral puesto que se incrementa la cantidad de información enviada al canal por unidad espectral ocupada.

Esquemas de inserción de silencios como generadores de secuencias $RLL(d,\infty)$

Los esquemas de codificación analizados en los apartados anteriores, ya sea la técnica de inserción de intervalos de silencio sin memoria como los esquemas OOK-GSc y OOK-GScc pueden ser tratados como técnicas de generación de secuencias de longitud constreñida en las que los parámetros d y k dependen directamente del número de silencios introducidos en la señal original y, por tanto, susceptibles de calcular las correspondientes eficiencias de codificación. En este tipo de técnicas de codificación no se establecen limitaciones a nivel físico para asegurar la recuperación del sincronismo, puesto que $k = \infty$, lo que implica que a nivel de protocolos de transmisión, se debería asegurar la emisión periódica de algún patrón conocido que permita facilitar dichas tareas.

Inserción de silencios sin memoria:

Según el modelo de codificador mostrado en la Fig. 3.1, la inserción de $(RR-1)$ intervalos de silencio para conseguir un factor de reducción de tasa RR implica la generación de una secuencia binaria codificada en la que se asegura que la mínima separación entre dos símbolos lógicos '1', d, sea precisamente $(RR-1)$, mientras que no se impone restricción alguna sobre la máxima distancia k. Así, cualquier esquema de inserción de silencios sin memoria puede ser tratado como un generador de secuencias

Tabla 3.8: Capacidad y eficiencia de codificación de la técnica de inserción de silencios sin memoria en función del factor de reducción de tasa RR

RR	$C(d,\infty)$	ρ (%)
2	0.6954	72
4	0.4650	54
8	0.3011	42

$RLL(d,k)$ con parámetros

$$d = (RR - 1)$$
$$k = \infty$$

La tabla 3.8 presenta las capacidades $C(d,k)$ y eficiencias de codificación correspondientes a factores de reducción de tasa típicos para el esquema de inserción de silencios sin memoria. Puede observarse que, al aumentar el número de silencios introducidos en la secuencia de información, la eficiencia del código RLL generado disminuye, debido a la reducción tanto de la capacidad del código, como de la velocidad de transmisión efectiva en el enlace óptico.

Técnicas OOK-GSc y OOK-GScc:

Las tramas de datos codificados obtenidas mediante los esquemas de codificación con memoria OOK-GSc y OOK-GScc pueden considerarse, según las Fig. 3.8 y 3.15 como secuencias $RLL(2,\infty)$ y $RLL(9,\infty)$, respectivamente. Ahora bien, al insertar intervalos de silencio adicionales para conferir adaptatividad a los métodos de codificación, los parámetros que caracterizan dichas secuencias se ven alterados de manera que una secuencia $RLL(d,k)$ se transforma en otra secuencia $RLL(d',k')$ con

$$d' = (d+1)RR_s - 1$$
$$k' = (k+1)RR_s - 1$$

En las tablas 3.9 y 3.10 se muestran la capacidad y eficiencia de codificación asociadas a diferentes factores de reducción de tasa para las técnicas OOK-GSc y OOK-GScc respectivamente, y teniendo en cuenta la inserción sin memoria de intervalos de silencio adicionales. Las eficiencias obtenidas reflejan el gran aprovechamiento que se hace de los códigos OOK-GSc y OOK-GScc, sobre todo para los factores de reducción propios de 2 y 4 respectivamente, aunque al insertar silencios adicionales sin memoria se observan reducciones de eficiencia asociadas con la correspondiente disminución de la capacidad de los códigos modificados. Aún así, se presentan eficiencias notablemente superiores que las obtenidas con la simple inserción de silencios sin memoria.

Tabla 3.9: Capacidad y eficiencia de codificación de OOK-GSc

RR	$C(d', \infty)$	ρ (%)
2	0.5515	91
4	0.3620	69
8	0.2302	54

Tabla 3.10: Capacidad y eficiencia de codificación de OOK-GScc

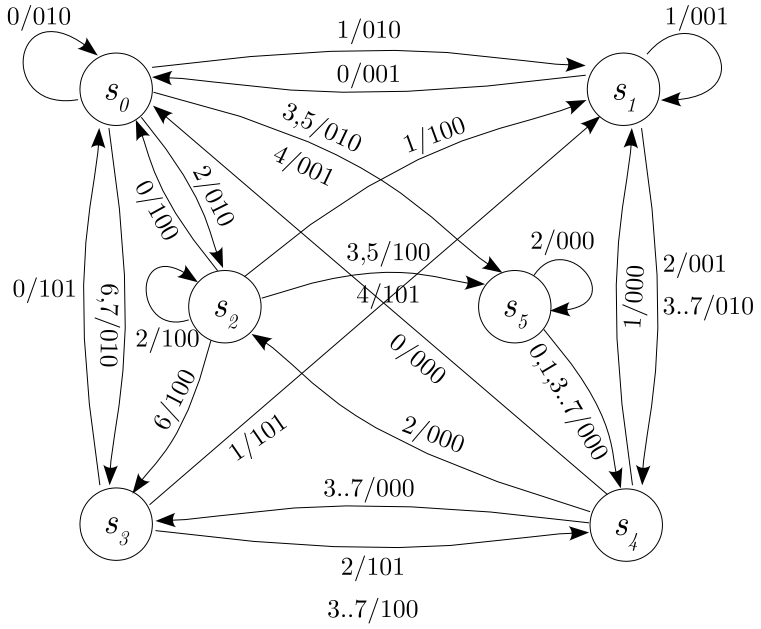
RR	$C(d', \infty)$	ρ (%)
4	0.2600	96
8	0.1618	77

3.4.2. Estándar VFIr: Codificación HHH(1,13)

Con el propósito de mejorar las prestaciones obtenidas en enlaces ópticos no guiados y aumentar al máximo la velocidad de transmisión, la asociación IrDA definió el estándar *Very Fast Infrared* (VFIr) [4, 78], orientado a enlaces punto a punto directivos o también denominados modelos *Point and Shoot*, que suponen el establecimiento de enlaces ópticos no guiados de corto alcance con existencia de línea de visibilidad directa entre transmisor y receptor, proporcionando un alcance máximo de un metro con un ángulo de potencia mitad máximo de 30°.

En cuanto al esquema de codificación adoptado en el estándar VFIr, se ha elegido una técnica basada en la generación de secuencias RLL como medio para conseguir una buena relación entre eficiencia de potencia óptica y eficiencia espectral. En concreto, se ha seleccionado un código $RLL(1, 13)$, denominado también HHH(1,13) en honor a sus desarrolladores [78], al que se le ha añadido una restricción adicional sobre el número máximo de repeticiones de la secuencia símbolos binarios '10', con el objeto de eliminar posibles errores en la detección de secuencias muy largas formadas por transiciones '10' en entornos con elevada interferencia entre símbolos. Así, en el estándar VFIr se limita a 5 el número de posibles transiciones '10' consecutivas, introduciendo un símbolo '0' cada 10 intervalos de bits codificados. Esta versión modificada de la secuencia RLL original se denota como $RLL(1, 13|5)$, y proporciona una tasa de codificación de $^2/_3$ obteniendo tres bits codificados a la salida a partir de dos bits de información de entrada. Por tanto, el factor de reducción de tasa RR es de 1.5.

Aunque el modelo de sistema analizado en este trabajo, basado en la utilización del canal óptico difuso, difiere del descrito en el estándar VFIr, se pretende analizar las prestaciones ofrecidas por el esquema de codificación HHH(1,13), propuesto en este estándar en diferentes entornos adaptativos bajo condiciones de enlace óptico difuso. En este sentido, se analiza en primer lugar la codificación $RLL(1, 13|5)$ sin modificación alguna, aplicada al modelo de sistema de la Fig. 2.7. Posteriormente, y con el objetivo de usar el esquema HHH(1,13) en un entorno de tasa adaptativa, se modifica la técnica de codificación para conseguir factores de reducción de tasa de 2, 4 y 8, mediante la introducción selectiva de intervalos de silencio.



Patrón	*Bits entrada*
0	00xxxx
1	01xxxx
2	10xxxx
3	1100xx
4	1101xx
5	111011
6	1110(11)
7	1111xx

El símbolo x incluye cualquiera de los símbolos '0' o '1'

Figura 3.23: Diagrama de transición de estados para la codificación HHH(1,13), donde las etiquetas indican el número de patrón de entrada y la palabra código de salida

Definición del esquema HHH(1,13)

El esquema de codificación HHH(1,13) está basado en una máquina de estados finitos formada por seis estados como se muestra la Fig. 3.23, donde se puede observar que las transiciones entre los diferentes estados están gobernadas por bloques de información de entrada de seis bits de longitud, dos de los cuales son la entrada actual al codificador mientras que los cuatro restantes están formados por los bits de información introducidos anteriormente en el sistema.

Se distinguen además entre ocho patrones de entrada diferentes, mostrados en la tabla adjunta. En cada patrón de entrada $B = \{b_1, b_2, b_3, b_4, b_5, b_6\}$ el bit b_6 constituye el bit más reciente de la secuencia. Como se puede comprobar también, existen transiciones entre estados en las que están implicados varios patrones diferentes.

El diagrama de transición de estados se ha obtenido a partir de la tabla de transición de estados definida en la bibliografía [78] y reproducida en la Tabla 3.11, teniendo en cuenta la correspondencia entre los estados originales y los usados en la Fig. 3.23: $s_0(000)$, $s_1(001)$, $s_2(010)$, $s_3(011)$, $s_4(100)$ y $s_5(111)$.

Para la implementación de la técnica de codificación HHH(1,13) se han utilizado los esquemas del codificador y decodificador propuestos en [78] y basados, al igual que para las técnicas OOK-GSc y OOK-GScc, en el uso de lógica combinacional unida a

células de retardo. Así, en primer lugar se muestra el codificador HHH(1,13) en la Fig. 3.24 donde, de nuevo, los bloques simbolizados como D son células de retardo.

Las ecuaciones que definen la lógica booleana utilizada en el codificador son las siguientes:

$$
\begin{aligned}
n_1 &= \bar{q} + (s_1 s_3 + s_3 b_1 + K\bar{s}_1 b_1 b_2 \bar{b}_3 + K\bar{s}_1 b_1 b_2 \bar{b}_4 b_5 b_6) \\
n_2 &= q(\bar{s}_3 b_1 + s_1 s_2 b_1 \bar{b}_2) \\
n_3 &= q(\bar{s}_3 b_2 + \bar{s}_1 \bar{b}_1 b_2 + s_1 s_2 b_1 \bar{b}_2) \\
c_1 &= \bar{s}_1 s_2 \\
c_2 &= \bar{s}_1 \bar{s}_2 \bar{c}_3 \\
c_3 &= \bar{s}_1 s_3 (\bar{b}_1 + \bar{b}_2) + K\bar{s}_1 \bar{s}_3 b_1 b_2 \bar{b}_3 b_4 \\
K &= \begin{cases} 0 : RLL(1,7|\infty) \\ 1 : RLL(1,13|5) \end{cases}
\end{aligned}
$$

Como se puede observar, con este codificador se pueden generar dos códigos RLL diferentes en función del valor del parámetro K, $RLL(1,7|\infty)$ ó $RLL(1,13|5)\}$, que es el que se aquí se pretende generar, por lo que $K = 1$.

En lo que respecta al decodificador HHH(1,13), mostrado en la Fig. 3.25, presenta una complejidad de implementación relativamente alta en relación a los decodificadores de los esquemas OOK-GSc y OOK-GScc. Además, si se tiene en cuenta que, al igual que antes, los bloques simbolizados como D son células de retardo de un intervalo de bit, el retardo de decodificación es de 12 intervalos de bit. El proceso de decodificación se realiza a partir de las sucesivas entradas de datos codificados en $\{\Psi_1, \Psi_2, \Psi_3\}$, obteniendo la información decodificada en las salidas $\{U_1, U_2\}$.

Tabla 3.11: Tabla de transición de estados de la codificación HHH(1,13)

s_i	$s_{i+1}/\{\gamma_1, \gamma_2, \gamma_3\}$							
	00xxxx[1]	*01xxxx*	*10xxxx*	*1100xx*	*1101xx*	*111011*	*1110(11)*[2]	*1111xx*
$s_0(000)$	000/010	001/010	010/010	111/010	111/001	111/010	011/010	011/010
$s_1(001)$	000/001	001/001	100/001	100/010	100/010	100/010	100/010	100/010
$s_2(010)$	000/100	001/100	010/100	111/100	111/101	111/100	011/100	011/100
$s_3(011)$	000/101	001/101	100/101	100/100	100/100	100/100	100/100	100/100
$s_4(100)$[3]	000/000	001/000	010/000	011/000	011/000	011/000	011/000	011/000
$s_5(111)$	100/000	100/000	111/000	100/000	100/000	100/000	100/000	100/000

(1) x indica cualquiera de los símbolos binarios {0,1}

(2) Cualquier patrón *1110xx* excepto *111011*

(3) Estado inicial

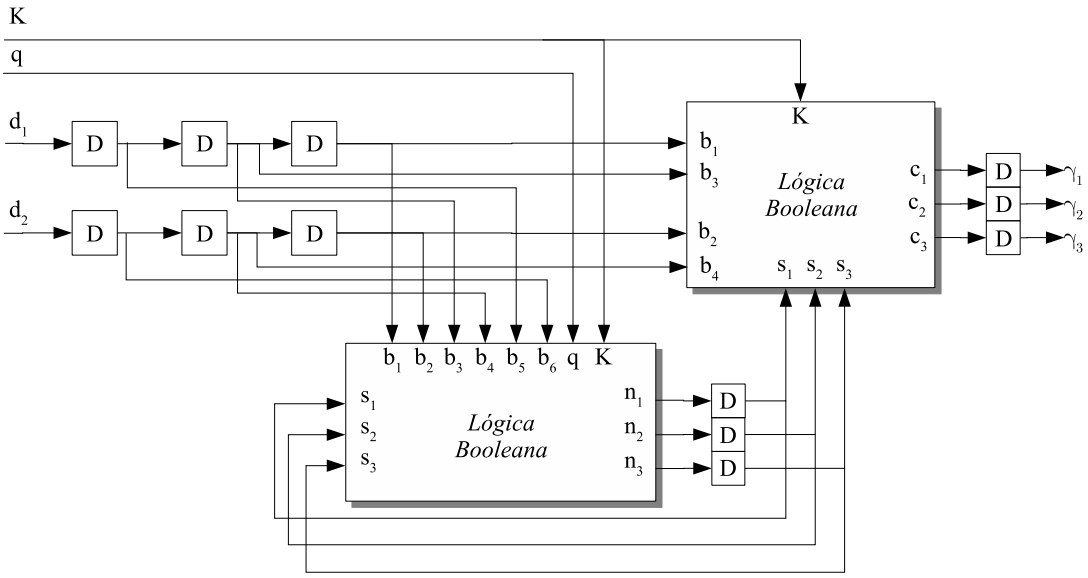


Figura 3.24: Esquema del codificador HHH(1,13) donde $\{d_1, d_2\}$ es la entrada y $\{\gamma_1, \gamma_2, \gamma_3\}$ es la salida

Las correspondientes ecuaciones booleanas que gobiernan el comportamiento del decodificador HHH(1,13) son:

$$\begin{aligned} Z_B &= \overline{\gamma_4 + \gamma_5 + \gamma_6} \\ Z_C &= \overline{\gamma_7 + \gamma_8 + \gamma_9} \\ Z_D &= \overline{\gamma_{10} + \gamma_{11} + \gamma_{12}} \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} x_1 &= v_1 \\ x_2 &= \gamma_6 \bar{Z}_C + \bar{Z}_B Z_C \bar{Z}_D + v_2 \\ x_3 &= Z_B Z_C Z_D + \bar{Z}_B Z_C + w_1 + w_2 \\ x_4 &= Z_B Z_C \bar{Z}_D \gamma_3 + \bar{Z}_B Z_C (Z_D + \bar{\gamma}_6) + w_2 \\ x_5 &= \gamma_{10} \\ x_6 &= Z_B Z_C Z_D \end{aligned}$$

Prestaciones

En cuanto a los parámetros de calidad que caracterizan al esquema de codificación HHH(1,13), en primer lugar se analizará la capacidad y eficiencia de codificación que ofrece mientras que a continuación se analizarán las prestaciones en relación con el parámetro PAOPR y los resultados de probabilidad de error obtenidos en las simulaciones realizadas bajo un entorno de canal difuso y adaptatividad del método de codificación.

Como se ha definido previamente, el esquema de codificación HHH(1,13) se corresponde con la generación de una secuencia $RLL(1, 13)$, por lo que la capacidad de la codificación vendrá determinada por el cálculo de la máxima raíz real de la Ec. 3.28

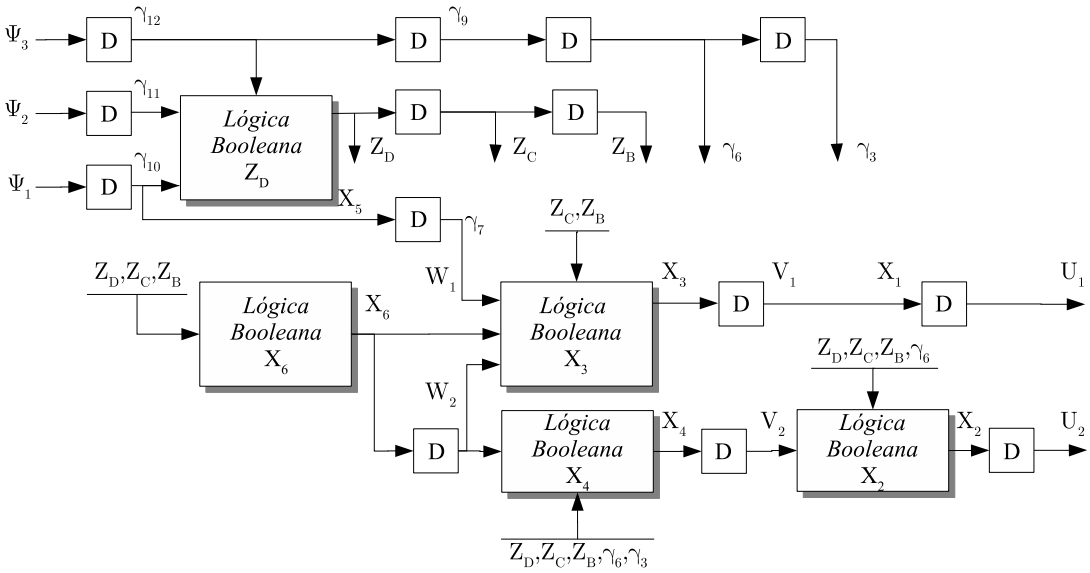


Figura 3.25: Esquema del decodificador HHH(1,13)

y la aplicación de la expresión 3.24. En este sentido, la capacidad de codificación es $C(1,13) = 0{,}6935$ y, por tanto, la eficiencia de codificación es del 96 %, teniendo en cuenta que la tasa de codificación R es de $2/3$.

Asimismo, para estudiar la posible mejora en el parámetro PAOPR introducida por este esquema de codificación, es necesario calcular de nuevo la probabilidad de ocurrencia de símbolos lógicos '1' en la trama codificada de salida. Suponiendo en todo momento que los símbolos binarios de información son equiprobables, a partir de la probabilidad de aparición de los distintos patrones de entrada posibles, mostrada en la tabla 3.12, y del diagrama de transición de estados de la Fig. 3.23, se pueden obtener de manera analítica las probabilidades de que el codificador esté en un determinado estado, reflejadas en la tabla 3.13. Teniendo en cuenta además los distintos patrones de salida asociados a cada transición entre estados, pueden calcularse las probabilidades de aparición de cada una de las posibles secuencias codificadas de salida, mostradas en la tabla 3.14.

Así pues, analizando las probabilidades reflejadas en la tabla 3.14 se obtiene fácilmente que la probabilidad de aparición de símbolos '1' a la salida del codificador es de

$$prob(a_k = 1) = \frac{1}{3}[prob(001) + prob(010) + prob(100)] + \frac{2}{3}prob(101) = 0.264 \quad (3.30)$$

lo cual implica un incremento de PAOPR de 2.8 dB. Seguidamente, se realizará un análisis comparativo de todas las técnicas analizadas hasta el momento en el que se contrastarán los parámetros de eficiencia de codificación, la mejora conseguida en el

Tabla 3.12: Probabilidades de ocurrencia de cada patrón de entrada suponiendo que los bits de información son equiprobables

Patrón de entrada	***Probabilidad***
00xxxx	0.25
01xxxx	0.25
10xxxx	0.25
1100xx	0.0625
1101xx	0.0625
111011	0.0156
1110(11)	0.0469
1111xx	0.0625

Tabla 3.13: Probabilidades de activación de los estados posibles en HHH(1,13)

Estado	***Probabilidad***
s_0	0.2321
s_1	0.2321
s_2	0.15
s_3	0.0963
s_4	0.2179
s_5	0.0716

Tabla 3.14: Probabilidades de ocurrencia para los posibles patrones de salida en HHH(1,13)

Patrón de salida	***Probabilidad***
000	0.2895
001	0.1886
010	0.2756
100	0.1647
101	0.0816

parámetro PAOPR y, por último, las probabilidades de error obtenidas mediante simulación del modelo de sistema descrito en el capítulo 2.

Sin embargo, para poder utilizar la técnica HHH(1,13) en un entorno adaptativo, se pretende hacer uso de la técnica de inserción de intervalos de silencio sin memoria para conseguir la reducción de tasa deseada, como se muestra en la Fig. 3.26, denominando al nuevo esquema de codificación híbrido $\text{HHH}_{hyb}(1,13)$. Así, para conseguir factores de reducción de tasa de 2, 4 y 8, se deben introducir respectivamente 1, 5 o 13 intervalos de silencio por cada tres bits de la trama de salida del codificador HHH(1,13). El factor de reducción de tasa original $RR_c = 3/2$ queda multiplicado por la proporción

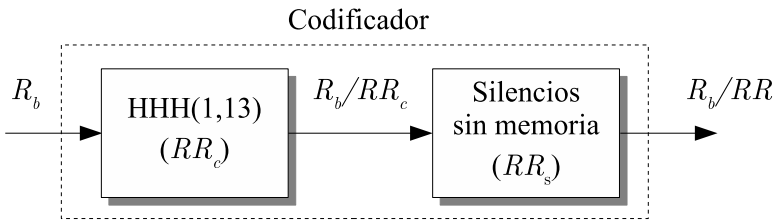


Figura 3.26: Generalización del esquema de codificación HHH(1,13)

Tabla 3.15: Incremento en PAOPR que proporciona la técnica híbrida $\text{HHH}_{hyb}(1,13)$

RR	$\Delta_{PAOPR}(dB)$
2	4
4	7
8	10

$^{Bits_salida}/_{Bits_entrada}$, que toma los valores $^{4}/_{3}$, $^{8}/_{3}$ y $^{16}/_{3}$ respectivamente o, de forma genérica, por $\left(\frac{2}{3}RR\right)$. Por tanto, la probabilidad de aparición de pulsos a la salida del codificador se ve alterada en dicha proporción, de modo que el incremento en PAOPR puede ser expresado como

$$\Delta_{PAOPR}(dB) = \Delta_{HHH(1,13)} + 10 \cdot \log_{10}(\tfrac{2}{3}RR) \tag{3.31}$$

donde $\Delta_{HHH(1,13)} = 2{,}8dB$. Particularizando para RR igual a 2, 4 y 8 se observan los incrementos de PAOPR que aparecen en la tabla 3.15.

Comparación HHH(1,13) e inserción de intervalos de silencios

Se presentan en este apartado los resultados obtenidos mediante simulación de los esquemas HHH(1,13) convencional y $\text{HHH}_{hyb}(1,13)$, junto a un análisis comparativo de dichos esquemas con las técnicas de inserción de silencios, ya sea sin memoria, como OOK-GSc y OOK-GScc.

En primer lugar, la tabla 3.16 refleja las eficiencias de codificación obtenidas con las técnicas de transmisión estudiadas, pudiéndose comprobar que los esquemas de inserción de silencios, en particular OOK-GSc para $RR = 2$ y OOK-GScc para $RR = 4$, aprovechan al máximo la capacidad de codificación ofrecida desde el punto de vista de las secuencias RLL. Sin embargo, el estándar HHH(1,13), aunque presenta una eficiencia muy alta para la tasa de codificación original, al modificar los parámetros de restricción d y k insertando silencios adicionales al aprovechamiento de la máxima capacidad ofrecida por el esquema híbrido de codificación $\text{HHH}_{hyb}(1,13)$ se reduce considerablemente.

Tabla 3.16: Eficiencias de codificación en función del factor de reducción de tasa para los esquemas de inserción de intervalos de silencio, HHH(1,13) y $\text{HHH}_{hyb}(1,13)$

Codificación	***RR***	$\rho(\%)$
Sin memoria	*2, 4, 8*	72, 54, 42
OOK-GSc	*2, 4, 8*	91, 69, 54
OOK-GScc	*4, 8*	96, 77
HHH(1,13)	$^{3}/_{2}$	96
$\text{HHH}_{hyb}(1,13)$	*2, 4, 8*	72, 36, 18

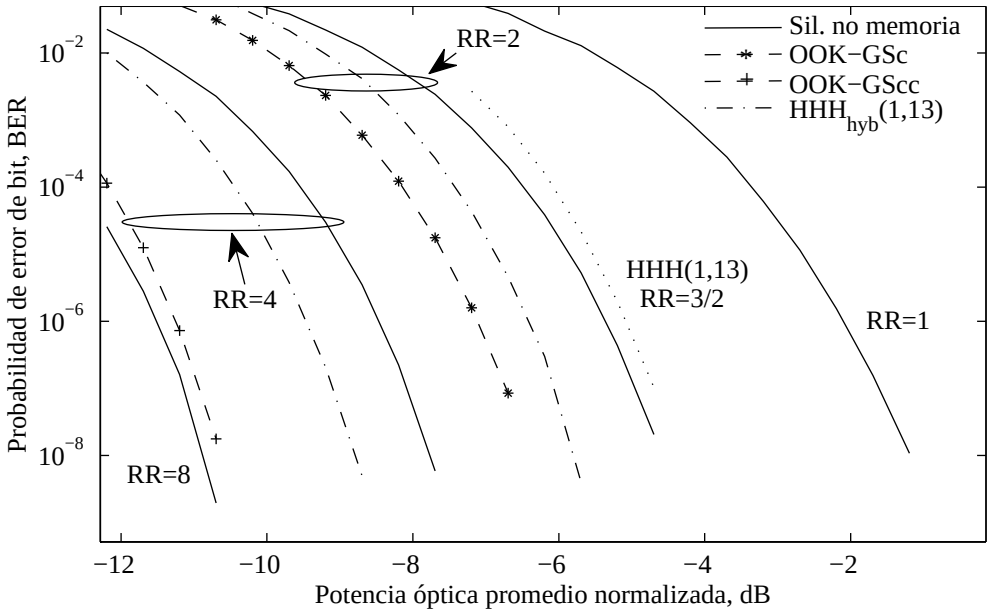


Figura 3.27: Probabilidad de error frente a potencia óptica promedio normalizada para diversos esquemas de codificación. Simulaciones realizadas a 50 Mb/s

Por otro lado, y para facilitar la comparación de las curvas de tasa de error obtenidas, se resumen en la tabla 3.17 los valores de mejora en el parámetro PAOPR proporcionados por cada una de las técnicas de modulación tratadas, inserción de intervalos de silencio sin memoria, OOK-GSc, OOK-GScc, HHH(1,13) convencional y la versión híbrida con inserción de silencios adicionales.

Se puede comprobar que los esquemas de inserción de silencios con memoria, tanto OOK-GSc como OOK-GScc, proporcionan incrementos en el parámetro PAOPR considerablemente superiores a los ofrecidos por el estándar HHH(1,13) tanto en su versión convencional como en la técnica híbrida presentada. Estos resultados se corroboran con las curvas de probabilidad de error obtenidas mediante simulación y mostradas en las Fig. 3.27 y 3.28, para 50 Mb/s y 100 Mb/s, respectivamente. En sendas figuras se representan los resultados de simular las técnicas de inserción de silencios sin memoria, con

Tabla 3.17: Incremento en PAOPR obtenido para las técnicas de intervalos de silencio variables, OOK-GSc, OOK-GScc, HHH(1,13) convencional y versión híbrida HHH(1,13) con silencios

RR	$\Delta_{silenc}(dB)$	$\Delta_{GSc}(dB)$	$\Delta_{GScc}(dB)$	$\Delta_{HHH}(dB)$	$\Delta_{HHH_{hyb}}(dB)$
$^3/_2$	-	-	-	2.8	-
2	3	4.8	-	-	4
4	6	7.8	9	-	7
8	9	10.8	12	-	10

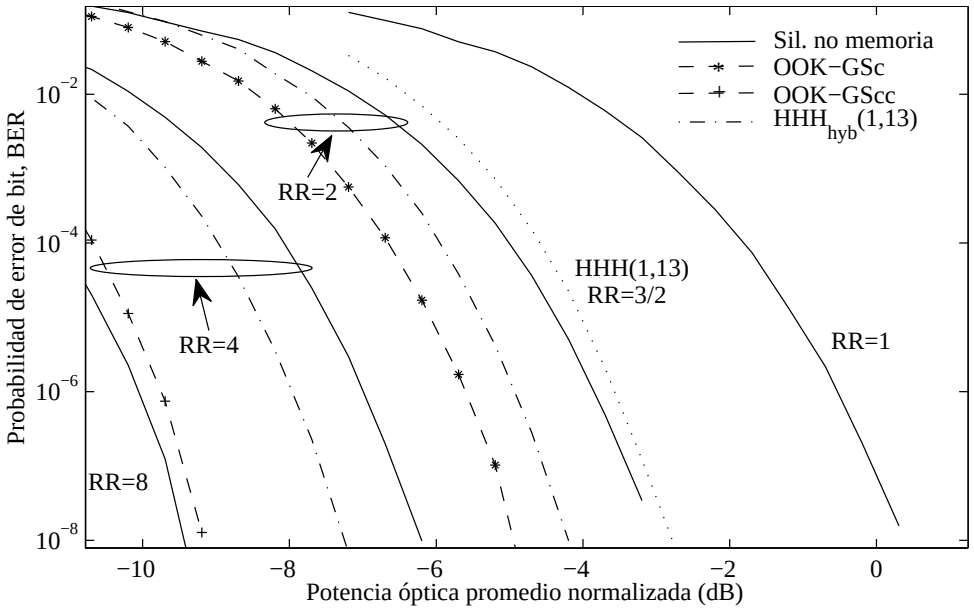


Figura 3.28: Probabilidad de error frente a potencia óptica promedio normalizada para diversos esquemas de codificación. Simulaciones realizadas a 100 Mb/s

memoria y esquemas HHH(1,13) en las versiones original y modificada, para valores representativos de *RR*. Puede deducirse de ambas figuras, que los esquemas de inserción de silencios con memoria superan en prestaciones al estándar HHH(1,13) adoptado por la IrDA, no así la técnica de inserción de silencios sin memoria que presenta un peor comportamiento que el esquema HHH(1,13) híbrido en todo el rango de factores de reducción de tasa analizados.

Cabe destacar también la gran similitud de comportamiento reflejado para 50 Mb/s y 100 Mb/s, exceptuando la penalización de potencia óptica promedio debida principalmente a la mayor distorsión que introducen los bloques de filtrado en la señal de 100 Mb/s, ya comentada en el capítulo 2.

3.5. Conclusiones

En este capítulo se ha analizado la inserción de intervalos de silencio como técnica alternativa a los esquemas de transmisión de tasa adaptativa convencionales, teniendo como principal objetivo el incremento del parámetro PAOPR, relacionado directamente con la mejora en las prestaciones de probabilidad de error.

En este sentido, se ha estudiado en primer lugar el mecanismo de inserción sin memoria, el cual se presenta como una clara alternativa de extrema simplicidad y de

relativamente buenas prestaciones. Sin embargo, esta técnica es superada claramente por los esquemas de inserción con memoria, denominados OOK-GSc y OOK-GScc, basados en máquinas de estados finitos, permitiendo incrementar más aún el valor del parámetro de referencia utilizado. Además, estas técnicas permiten utilizar para la decodificación esquemas de muy baja complejidad basados en lógica combinacional y registros de desplazamiento.

Desde el punto de vista de las características de las señales codificadas de salida de los codificadores basados en inserción de intervalos de silencio, sea sin o con memoria, estos esquemas de codificación pueden ser tratados como generadores de secuencias de longitud constreñida o secuencias RLL, las cuales cumplen básicamente con dos restricciones básicas la mínima y máxima distancias entre símbolos lógicos '1' en la trama codificada de salida. Así, se ha demostrado que los esquemas de inserción de silencios con y sin utilización de memoria se asemejan a técnicas $RLL(d, \infty)$, permitiendo aplicar parámetros característicos de secuencias RLL como la capacidad y la eficiencia en la codificación.

Para completar el estudio, se ha realizado un análisis de la técnica de codificación HHH(1,13) adoptada por la IrDA en el estándar VFIr, basada también en técnicas de generación de secuencias RLL y, por tanto, susceptible de ser comparada con los esquemas de transmisión anteriores. En este sentido, se ha presentado el diagrama de transición de estados, analizando a partir del mismo la mejora en el parámetro PAOPR proporcionada por el estándar. Al mismo tiempo, se han comparado los parámetros de capacidad y eficiencia de codificación de la técnica HHH(1,13) con las obtenidas en el análisis de los esquemas de inserción de silencios, presentando estos últimos unos resultados superiores en cuanto al aprovechamiento de la máxima capacidad de codificación.

A efectos de establecer criterios comparativos válidos, se ha modificado la técnica HHH(1,13) convencional para obtener factores de reducción de tasa representativos de 2, 4 y 8, mediante la inserción adicional de silencios sin memoria a la trama de salida del codificador HHH(1,13), identificando esta técnica híbrida como $\text{HHH}_{hyb}(1,13)$.

Por otro lado, de los resultados referentes al cálculo del incremento en el parámetro PAOPR proporcionado por cada una de estas técnicas de transmisión, se concluye que las técnicas de inserción de silencios con memoria, OOK-GSc y OOK-GScc, permiten una mayor reducción de la probabilidad de aparición de símbolos '1' en las tramas codificadas y, por tanto, incrementar en mayor medida la PAOPR. Como cabe esperar, los resultados de probabilidad de error obtenidos mediante simulación de Monte-Carlo corroboran las prestaciones previstas por el parámetro Δ_{PAOPR}, presentando la técnica híbrida $\text{HHH}_{hyb}(1,13)$ un mejor comportamiento que el del esquema de inserción de silencios sin memoria. Sin embargo, el estándar es superado por las técnicas de codificación OOK-GSc y OOK-GScc, siendo esta última la que presenta mayores diferencias.

Se corrobora así, la importancia del parámetro PAOPR como criterio de evaluación de las prestaciones ofrecidas por un sistema óptico inalámbrico en ambiente de interior y en condiciones de canal difuso, siendo el principal objetivo incrementar el valor de dicho parámetro en la medida de lo posible.

Capítulo 4

Esquemas de transmisión basados en codificación convolucional

4.1. Introducción

De las conclusiones del capítulo anterior puede deducirse que la utilización de memoria en el proceso de codificación permite mejorar las prestaciones de los esquemas de transmisión utilizados. Por este motivo, las técnicas basadas en codificación convolucional aparecen como una posible alternativa a los esquemas de inserción de silencios presentados en el capítulo 3.

La codificación convolucional [85, 99, 132], como subconjunto de los códigos de canal, permiten la detección de posibles errores producidos durante la transmisión de la información junto con la corrección de un número determinado de los mismos en el proceso de extracción de información en el bloque receptor. Esta capacidad de detección y corrección de errores depende directamente de la redundancia introducida en el codificador el cual, a partir de bloques de k bits de información proporciona a la salida bloques codificados o palabras código de longitud n, siendo $n > k$. Las distintas palabras código de salida se obtienen como combinación lineal en módulo 2 de los k bits de entrada junto con un determinado número de bits de información memorizados, como se aprecia en la Fig. 4.1.

En cuanto al método de decodificación adoptado, el algoritmo de Viterbi [86, 131] se presenta como la técnica óptima de detección ya que constituye una implementación práctica del método de detección de secuencias de máxima semejanza [87, 88]. El algoritmo de Viterbi realiza una búsqueda selectiva de las posibles secuencias transmitidas utilizando las propiedades del diagrama de Trellis [99, 134], estableciendo una métrica acumulativa entre ellas y la secuencia recibida. Sin embargo, el algoritmo ideal utiliza toda la secuencia de información recibida para la obtención de la trama transmitida,

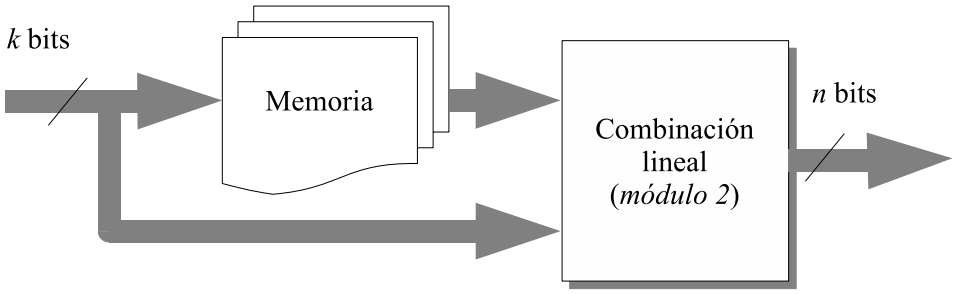


Figura 4.1: Modelo básico de codificador convolucional

lo cual es viable en aplicaciones donde la longitud de los paquetes de datos es pequeña, mientras que en situaciones comunes de transmisión continua de datos el receptor no puede, evidentemente, esperar la recepción de la secuencia de información completa para comenzar la decodificación. Por este motivo se han desarrollado diversas versiones subóptimas del algoritmo de Viterbi [105] basadas en la detección de secuencias con una determinada longitud fija denominada profundidad de detección. Asimismo, la complejidad de la aplicación del algoritmo de Viterbi crece de manera exponencial con el tamaño de la memoria utilizada en la codificación, por lo que, en aplicaciones de bajo coste donde es necesario además reducir la complejidad de implementación se impone la necesidad de utilizar códigos convolucionales con una longitud de memoria acotada por valores pequeños.

Por otro lado, en un entorno de transmisión de tasa adaptativa, la utilización de códigos convolucionales con tasas de codificación k/n donde $k \neq 1$ requieren mucha más complejidad de implementación que la necesaria para decodificar códigos de tasa $1/n$. Con el objetivo de intentar minimizar la complejidad de los receptores basados en el algoritmo de Viterbi se desarrollan los códigos convolucionales *perforados* [24, 139] que ofrecen tasas de codificación k/n a partir de códigos de tasa $1/n$ denominados códigos madre y permiten ser decodificados utilizando el decodificador de Viterbi asociado al código madre correspondiente, simplificando enormemente su implementación.

Con la intención de optimizar el uso de códigos convolucionales en aplicaciones de tasa adaptativa, Hagenauer introduce el concepto de códigos perforados de tasa compatible o también denominados códigos *RCPC* (*Rate-Compatible Punctured Convolutional*) [73], que permiten aumentar la versatilidad de la adaptación de la velocidad de transmisión a las condiciones del canal.

En este capítulo se pretende analizar el comportamiento de técnicas de codificación convolucional convencional y RCPC en entornos de transmisión óptica inalámbrica que hacen uso de enlaces difusos, mediante la simulación del modelo de sistema descrito en el capítulo 2. Por último, se presenta también un nuevo esquema de codificación basado en la mezcla de filosofías de codificación RCPC e inserción de silencios, que se

MENÚ SALIR

mostrará superior a las técnicas convencionales de codificación convolucional.

4.2. Codificación convolucional

El estudio del comportamiento de los esquemas de codificación convolucional en aplicaciones ópticas inalámbricas en entornos de interior ha sido ya tratado en la bibliografía, reflejando la inferioridad de dichas técnicas frente a otras de mayor simplicidad como la codificación con repetición [129]. En este sentido, el análisis que se realiza a continuación de la codificación convolucional corrobora esta inferioridad de prestaciones en relación con el parámetro PAOPR de referencia en este trabajo.

En primer lugar, se presentará una breve descripción de los fundamentos teóricos en los que se basa la codificación convolucional y el algoritmo de Viterbi como técnica de decodificación asociada. Posteriormente se abordará el análisis de las prestaciones ofrecidas en cuanto al incremento de PAOPR proporcionado y las curvas de probabilidad de error obtenidas mediante simulación

4.2.1. Definición y propiedades

La generación de un código convolucional de tasa de codificación k/n [85, 99, 134], se realiza a partir de bloques de información de longitud k. Estos bloques se introducen en un sistema compuesto por un conjunto de registros de desplazamiento, que confieren memoria al sistema, junto con n operaciones algebraicas lineales que proporcionan a la salida n símbolos binarios que forman palabras código de longitud n, como se muestra en la Fig. 4.2.

Queda reflejada la división del flujo de información de entrada en bloques de longitud k, cuyos elementos se almacenan en k registros de desplazamiento de longitudes l_i, con $0 \leq i \leq k-1$, definiendo así la longitud de memoria del código, L, como la máxima de las longitudes de todos los registros de desplazamiento que lo componen. Se puede observar que las distintas palabras código de salida

$$\mathbf{v} = \left(\begin{array}{cccc} v^{(1)} & v^{(2)} & \ldots & v^{(n)} \end{array} \right)^t$$

se obtienen como combinación lineal en módulo 2 del contenido de los registros de desplazamiento y de los k bits de entrada al codificador, de modo que, al tratarse de un sistema lineal, cada una de las operaciones algebraicas puede ser descrita mediante un polinomio generador,

$$g^{(j)}(D) = g_0^j + g_1^j D + g_2^j D^2 + g_3^j D^3 + \ldots + g_L^j D^L$$

donde $1 \leq j \leq n$, y D simboliza el retardo asociado a cada etapa de los registros de desplazamiento.

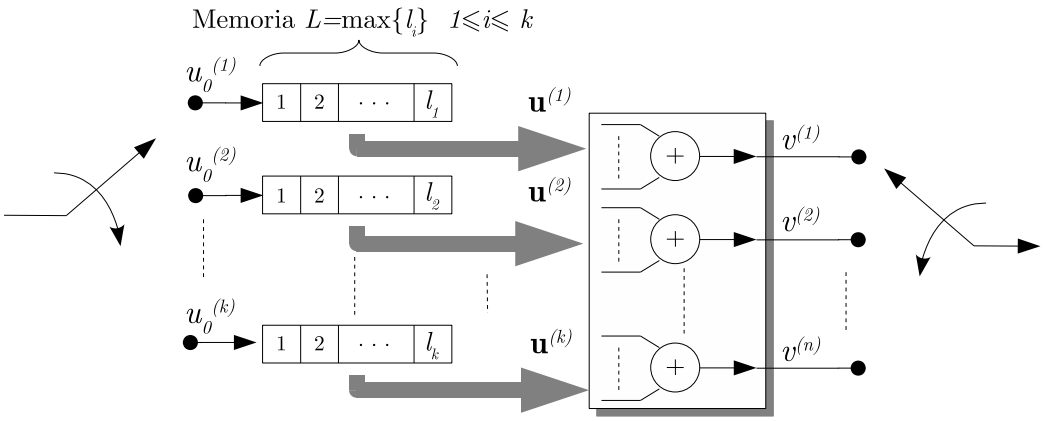


Figura 4.2: Generación de un código convolucional (n, k, L) con tasa de codificación $R = k/n$ y longitud de memoria L

Si se definen k vectores con el contenido de la memoria del codificador y la entrada al mismo, tal y como aparece en la Fig. 4.2

$$\begin{aligned}
\mathbf{u}^{(1)} &= \begin{pmatrix} u_0^{(1)} & u_1^{(1)} & \cdots & u_L^{(1)} \end{pmatrix}^t \\
\mathbf{u}^{(2)} &= \begin{pmatrix} u_0^{(2)} & u_1^{(2)} & \cdots & u_L^{(2)} \end{pmatrix}^t \\
&\vdots \\
\mathbf{u}^{(k)} &= \begin{pmatrix} u_0^{(k)} & u_1^{(k)} & \cdots & u_L^{(k)} \end{pmatrix}^t
\end{aligned}$$

y se describen los polinomios generadores con notación vectorial, siendo $i = 1 \ldots k$ y $j = 1 \ldots n$,

$$\mathbf{g}_i^{(j)} = g_{i,0}^{(j)} + g_{i,1}^{(j)} \cdot D + \ldots + g_{i,L}^{(j)} \cdot D^L = \begin{pmatrix} g_{i,0}^{(j)} & g_{i,1}^{(j)} & \cdots & g_{i,L}^{(j)} \end{pmatrix}$$

se pueden expresar los bits que componen las distintas palabras código de salida mediante la convolución discreta, simbolizada como $*$, de los vectores de entrada $\mathbf{u}^{(j)}$y los correspondientes vectores generadores, que se traduce en una simple operación de multiplicación de vectores.

$$v^{(j)} = \sum_{i=1}^{k} \mathbf{u}^{(i)} * \mathbf{g}_i^{(j)} = \sum_{i=1}^{k} \mathbf{g}_i^{(j)} \mathbf{u}^{(i)} \tag{4.1}$$

De este modo, puede definirse la matriz generadora de un código convolucional $\mathbf{G}$, de dimensiones $n \times k(L+1)$, como aquella formada por los distintos vectores generadores implicados en la obtención de las palabras código $\mathbf{v}$ de salida [99]. El proceso de codificación se reducirá, por tanto, a aplicar la matriz $\mathbf{G}$ a los datos de entrada junto

con el contenido de la memoria según se muestra en la siguiente expresión,

$$\mathbf{v} = \begin{pmatrix} v^{(1)} \\ v^{(2)} \\ \vdots \\ v^{(n)} \end{pmatrix} = \mathbf{G} \cdot \begin{pmatrix} \mathbf{u}^{(1)} \\ \mathbf{u}^{(2)} \\ \vdots \\ \mathbf{u}^{(k)} \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} \mathbf{g}_1^{(1)} & \mathbf{g}_2^{(1)} & \cdots & \mathbf{g}_k^{(1)} \\ \mathbf{g}_1^{(2)} & \mathbf{g}_2^{(2)} & \cdots & \mathbf{g}_k^{(2)} \\ \vdots & \cdots & \ddots & \vdots \\ \mathbf{g}_1^{(n)} & \mathbf{g}_2^{(n)} & \cdots & \mathbf{g}_k^{(n)} \end{pmatrix} \cdot \begin{pmatrix} \mathbf{u}^{(1)} \\ \mathbf{u}^{(2)} \\ \vdots \\ \mathbf{u}^{(k)} \end{pmatrix} \tag{4.2}$$

Asimismo, el contenido de la memoria del codificador definirá un conjunto de posibles estados del mismo, creciente de forma exponencial con la longitud de dicha memoria, lo que implica que el codificador convolucional puede ser tratado como una máquina de estados finitos y, por tanto, descrito mediante un diagrama o tabla de transición de estados [99, 124].

En el ámbito de los sistemas ópticos inalámbricos de interior, en el que prima la reducción de la complejidad de implementación, es deseable que los sistemas de codificación y decodificación sean lo más simples posible [44, 110, 129], por lo que este estudio se va a centrar en códigos convolucionales de tasa $1/n$, cuya matriz de generación se reduce a los n vectores generadores asociados con los n bits que conforman la palabra código de salida. La operación algebraica asociada con la codificación queda definida como

$$\mathbf{v} = \begin{pmatrix} v^{(1)} \\ v^{(2)} \\ \vdots \\ v^{(n)} \end{pmatrix} = \mathbf{G} \cdot \mathbf{u} = \begin{pmatrix} \mathbf{g}^{(1)} \\ \mathbf{g}^{(2)} \\ \vdots \\ \mathbf{g}^{(n)} \end{pmatrix} \cdot \begin{pmatrix} u_0 \\ u_1 \\ \vdots \\ u_L \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} g_0^{(1)} & g_1^{(1)} & \cdots & g_L^{(1)} \\ g_0^{(2)} & g_1^{(2)} & \cdots & g_L^{(2)} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ g_0^{(n)} & g_1^{(n)} & \cdots & g_L^{(n)} \end{pmatrix} \cdot \begin{pmatrix} u_0 \\ u_1 \\ \vdots \\ u_L \end{pmatrix} \tag{4.3}$$

Por otro lado, el objetivo de minimización de la complejidad hace imprescindible la utilización de códigos con una longitud de memoria limitada para reducir así el número de estados del codificador y simplificar el algoritmo de decodificación. En este sentido, se van a utilizar códigos con $L = 3$ como valor de compromiso entre calidad y simplicidad, puesto que se ha comprobado que para obtener mejoras de codificación apreciables aumentando la memoria es necesario que $L \geq 5$, incrementando la complejidad de decodificación de manera considerable.

Así, para conseguir codificadores convolucionales con factores de reducción de tasa RR de 2, 4 y 8, se han utilizado matrices generadoras consideradas en la bibliografía como matrices óptimas de generación en lo que respecta a los parámetros de calidad que definen el comportamiento de estos códigos [129]. En concreto, uno de los principales parámetros que caracterizan el comportamiento de un código convolucional, e íntimamente relacionado con la probabilidad de error [99, 124], es el parámetro de distancia d_{free}, definido como la mínima distancia Hamming entre dos palabras código cualesquiera dentro de todas las posibilidades de generación existentes. A continuación

se muestran las matrices generadoras de los códigos convolucionales (2,1,3), (4,1,3) y (8,1,3), tanto en formato binario como en octal, cuyas distancias d_{free} son 6, 13 y 26 respectivamente.

- $R = 1/2 : \left[\begin{array}{l} 1 + D + D^3 \\ 1 + D + D^2 + D^3 \end{array} \right] \Leftrightarrow \mathbf{G} = \left(\begin{array}{cccc} 1 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 \end{array} \right) = \left(\begin{array}{c} 15 \\ 17 \end{array} \right)$

- $R = 1/4 : \left[\begin{array}{l} 1 + D^2 + D^3 \\ 1 + D + D^3 \\ 1 + D + D^3 \\ 1 + D + D^2 + D^3 \end{array} \right] \Leftrightarrow \mathbf{G} = \left(\begin{array}{cccc} 1 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 \end{array} \right) = \left(\begin{array}{c} 13 \\ 15 \\ 15 \\ 17 \end{array} \right)$

- $R = 1/8 : \left[\begin{array}{l} 1 + D^2 + D^3 \\ 1 + D + D^3 \\ 1 + D + D^3 \\ 1 + D + D^3 \\ 1 + D + D^3 \\ 1 + D + D^2 + D^3 \\ 1 + D + D^2 + D^3 \\ 1 + D + D^2 + D^3 \end{array} \right] \Leftrightarrow \mathbf{G} = \left(\begin{array}{cccc} 1 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 \end{array} \right) = \left(\begin{array}{c} 13 \\ 15 \\ 15 \\ 15 \\ 15 \\ 17 \\ 17 \\ 17 \end{array} \right)$

4.2.2. Decodificación de códigos convolucionales

De lo descrito anteriormente, se deduce que un código convolucional queda definido a partir de una máquina de estados finitos formada por 2^L estados determinados por el contenido de la memoria del codificador en cada instante de tiempo. Así, la decodificación de este tipo de código está determinada por la estimación correcta de la secuencia transmitida a partir de la señal recibida en el decodificador, siendo necesario el análisis completo de toda la secuencia recibida. Por tanto, el decodificador óptimo está basado en el estimador de secuencias de máxima semejanza, lo que implica la búsqueda de la secuencia transmitida más probable en función de la señal recibida. Esta búsqueda se realiza analizando la evolución temporal del diagrama de estados mediante el correspondiente diagrama de Trellis (ver Fig. 3.7), almacenando la secuencia de caminos más probable en función de una métrica acumulativa definida por las distancias Hamming o Euclídea según se utilice detección dura o blanda respectivamente [99, 124].

Una de las implementaciones prácticas del estimador de secuencias de máxima semejanza es el algoritmo de Viterbi [86, 99, 124, 131], el cual procesa la secuencia completa de información recibida y selecciona a partir del diagrama de Trellis el camino más probable. Sin embargo, en aplicaciones orientadas a la transmisión de datos no se puede esperar hasta el final de la secuencia recibida para comenzar el proceso de decodificación, por lo que se implementa una versión subóptima del algoritmo de Viterbi,

en el cual la decodificación se realiza sobre bloques de información recibida de longitud fija denominada profundidad de decisión [105, 112]. Según estudios experimentales [124], para códigos convolucionales con longitud de memoria L, la decodificación con profundidades de decisión mayores que $5L$ produce degradaciones despreciables en las prestaciones respecto del algoritmo de Viterbi óptimo. En este trabajo, las simulaciones realizadas se han basado en el algoritmo de Viterbi modificado con una profundidad de decisión de 50 intervalos de bit.

En relación con la estimación de las prestaciones ofrecidas por el algoritmo de Viterbi, el comportamiento del decodificador depende directamente del tipo de métrica que se utilice, es decir, de la utilización de detección dura o blanda y, por tanto, de una métrica basada en distancia Hamming o en distancia Euclídea. En este sentido, y dada la superioridad demostrada en la bibliografía [97, 124] por parte de la detección blanda, en este trabajo se ha adoptado la métrica de distancia Euclídea para la estimación de la secuencia de información transmitida.

Para respaldar los resultados de las simulaciones de códigos convolucionales se pretende obtener una aproximación analítica de la probabilidad de error, basada en el cálculo de la función de transferencia asociada al código convolucional utilizado. Esta función, denotada como $T(x, y)$, es resultado de la manipulación del correspondiente diagrama de transición de estados en el que las conexiones entre diferentes estados incorporan información del peso Hamming de las palabras código de salida del codificador y de la correspondiente entrada al mismo [99, 124]. De este modo, proporciona información de los posibles caminos en el diagrama de estados que, partiendo del estado inicial de todo ceros, retornan a ese mismo estado. La siguiente expresión define la función de transferencia $T(x, y)$,

$$T(x,y) = \sum_{d=d_{free}}^{\infty} a_d x^{f(d)} y^d \tag{4.4}$$

donde d_{free} es la mínima distancia Hamming entre las posibles secuencias codificadas de salida y la palabra código de todo ceros; los exponentes de las variables y y x se refieren al peso Hamming de las secuencias binarias de salida y entrada al codificador, respectivamente, mientras que a_d indica el número de caminos en el diagrama de estados que tienen asociadas secuencias de salida y entrada con idénticos parámetros d y $f(d)$ [99, 124].

La siguiente expresión define una cota superior de la probabilidad de error de bit, obtenida a partir de la probabilidad de que el algoritmo de Viterbi seleccione un camino erróneo que difiera en d bits respecto del correcto, denotada como P_d [99, 124, 134],

$$P_e < \sum_{d=d_{free}}^{\infty} \beta_d P_d = \sum_{d=d_{free}}^{\infty} \beta_d Q\left(\frac{d_s}{2\sigma}\sqrt{d}\right) \tag{4.5}$$

siendo β_d el número medio de bits erróneos de información causados por los fallos de elección de los caminos correctos en el diagrama de Trellis. Según se definió en el

capítulo 2, d_s indica la distancia Euclídea entre los símbolos binarios recibidos mientras que σ^2 es la varianza del ruido aditivo gaussiano introducido por el canal. Utilizando la aproximación de la función $Q(\cdot)$ dada por $Q(x) \leq \frac{1}{2}e^{-\frac{x^2}{2}}$ y, teniendo en cuenta que β_d se obtiene a partir de la derivada de la función de transferencia según

$$\left.\frac{\partial T(x,y)}{\partial x}\right|_{x=1} = \sum_{d=d_{free}}^{\infty} a_d f(d) y^d = \sum_{d=d_{free}}^{\infty} \beta_d y^d \tag{4.6}$$

se llega a la siguiente expresión, que define la cota de probabilidad de error de bit a partir de la manipulación de la función de transferencia asociada al código utilizado.

$$P_e < \sum_{d=d_{free}}^{\infty} \beta_d Q\left(\frac{d_s}{2\sigma}\sqrt{d}\right) < \left.\frac{\partial T(x,y)}{\partial x}\right|_{x=1, y=\exp\left[-\frac{(d_s/2)^2}{2\sigma^2}\right]} \tag{4.7}$$

Las expresiones que se definen en la bibliografía utilizan como parámetros de referencia la energía de bit E_b y el valor de la densidad espectral de potencia de ruido unilateral N_0, para esquemas de modulación BPSK. Así, la relación señal a ruido por bit, denotada como γ_b, queda definida como

$$\gamma_b = \frac{E_b}{N_0} = \frac{(d_s/2)^2}{2\sigma^2} \tag{4.8}$$

teniendo en cuenta la correspondiente constelación de símbolos con posibles valores $\left\{-\sqrt{E_b}, \sqrt{E_b}\right\}$. Sin embargo como hasta ahora, el uso del parámetro d_s permite generalizar las expresiones mencionadas para constelaciones de símbolos no negativos como es el caso de la transmisión óptica, por lo que las expresiones analíticas de las cotas de probabilidad de error serán definidas en función de dicho parámetro.

En [99, 134], entre otros, se propone otra cota superior de la probabilidad de error de bit que hace uso de una mejor aproximación de la función $Q(\cdot)$ dada por la desigualdad

$$Q(\sqrt{y+z}) \leq Q(\sqrt{y}) \cdot \exp\left(-\frac{z}{2}\right)$$

y que permite, mediante manipulaciones matemáticas, expresar la cota de probabilidad de error de bit como

$$P_e < f\left[d_{free}\frac{(d_s/2)^2}{2\sigma^2}\right] \left.\frac{\partial T(x,y)}{\partial x}\right|_{x=1, y=\exp\left[-\frac{(d_s/2)^2}{2\sigma^2}\right]} \tag{4.9}$$

donde la función $f(\cdot)$ está relacionada con la función $Q(\cdot)$ descrita en el capítulo 2, según

$$f(x) = Q\left(\sqrt{2x}\right) \cdot e^x \tag{4.10}$$

Definiendo el parámetro γ como el cociente entre la mitad de la distancia euclídea entre los símbolos d_s y la desviación típica asociada al ruido existente,

$$\gamma = \frac{d_s}{2\sigma} \tag{4.11}$$

la cota de probabilidad de error puede expresarse como

$$P_e < Q\left(\gamma\sqrt{d_{free}}\right) \cdot e^{d_{free}\gamma^2/2} \cdot \left.\frac{\partial T(x,y)}{\partial x}\right|_{x=1,y=\exp\left[-\frac{\gamma^2}{2}\right]} \tag{4.12}$$

Es conveniente recordar que, según las Ec. 2.23 y 2.46, el parámetro γ puede expresarse en función de los parámetros característicos del enlace óptico establecido,

$$\gamma = \frac{d_s}{2\sigma} \approx \frac{P}{\sigma_m} \cdot \Delta_{PAOPR} \cdot \eta_g \tag{4.13}$$

donde P es la potencia óptica promedio transmitida, σ_m es la desviación típica asociada al ruido muestreado en el modelo de sistema utilizado, y η_g indica de nuevo la reducción de la distancia Euclídea entre los símbolos binarios transmitidos al pasar por el sistema equivalente de filtrado descrito en el capítulo 2, teniendo en cuenta el perfil de pulso gaussiano elegido para la transmisión.

Como se ha mencionado anteriormente, para el cálculo de las funciones de transferencia asociadas a los códigos convolucionales simulados, es necesario transformar el diagrama de transición de estados en otro diagrama modificado, como se muestra en la Fig. 4.3. Dicha modificación se basa en duplicar el estado de todo ceros, identificando así un estado inicial de partida, s_{000}, y otro final, s'_{000}, y en modificar el contenido de las ramas que identifican las transiciones entre estados, de manera que a cada rama se le asigna una etiqueta que contiene información del peso Hamming de las secuencias de entrada y salida asociadas. La información del peso de dichas secuencias está contenida en los exponentes de dos variables, x e y, de manera que cada rama tiene asociada una etiqueta de la forma $x^r y^z$, donde r y z se corresponden con los pesos Hamming de las secuencias binarias de entrada y salida, respectivamente.

A partir del diagrama de transición de estados modificado de la Fig. 4.3(b), la función de transferencia asociada al código se puede calcular fácilmente mediante el planteamiento de un sistema de ecuaciones donde los estados constituyen las incógnitas. En nuestro caso, los códigos convolucionales utilizados tienen longitud de memoria $L = 3$ por lo que, sea cual sea la tasa de codificación, los diagramas de transición de estados de la Fig. 4.3 son válidos. El sistema de ecuaciones estaría formado por 8 ecuaciones y 8 incógnitas en las que hay que obtener una expresión del estado s'_{000} en función del estado inicial s_{000} y de una expresión dependiente de las variables x e y con multitud de exponentes distintos. Así, la función de transferencia se define como

$$T(x,y) = \frac{s'_{000}}{s_{000}} \tag{4.14}$$

Particularizando la información de cada rama según las características de los códigos convolucionales implementados con factores de reducción de tasa $RR = 2$, 4 y 8, cuyas

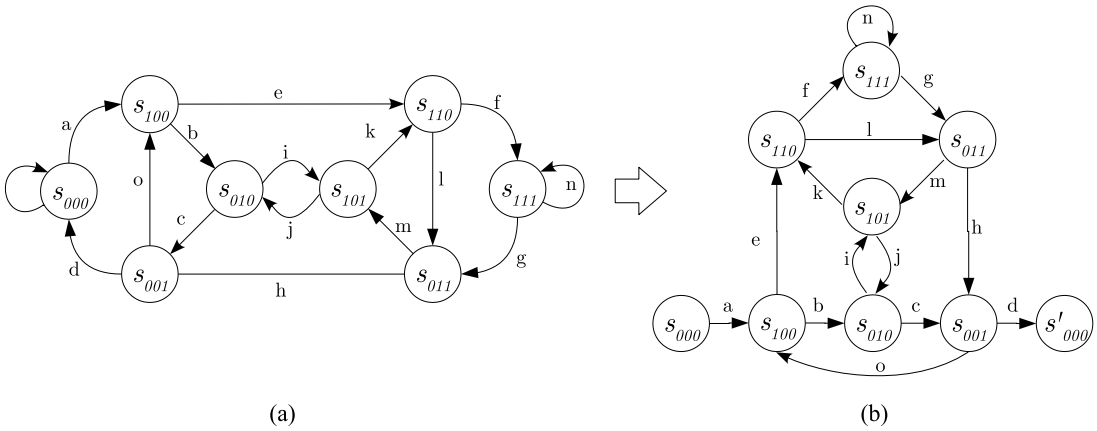


Figura 4.3: Transformación del diagrama de transición de estados para obtener la función de transferencia asociada a un codificador convolucional de 8 estados

matrices de generación fueron anteriormente presentadas, las funciones de transferencia asociadas quedan como sigue:

$$\bullet R = 1/2: \qquad T(x,y) = \frac{y^4 x\left(y^3 + y^2 x - y^4 x\right)}{1 - 2xy - xy^3}$$

$$\bullet R = 1/4: \qquad T(x,y) = \frac{xy^{13}\left(1 + x^2 + xy - xy^3 - x^2 y^4\right)}{1 - 2xy^3 - x^3y^5 - xy^5 - x^3y^7 + x^3y^9 + x^3y^{11}}$$

$$\bullet R = 1/8: \qquad T(x,y) = \frac{xy^{26}\left(x + y + x^2 y - x^2 y^5 - xy^6\right)}{1 - 2\,xy^5 - xy^{11} - x^3y^{11} + x^3y^{15} - x^3y^{17} + x^3y^{21}}$$

4.2.3. Prestaciones: PAOPR y probabilidad de error de bit

Con el objeto de comparar la codificación convolucional con el resto de esquemas de codificación descritos se pretende a continuación calcular la mejora introducida en el parámetro PAOPR al utilizar este tipo de codificación, puesto que éste es el criterio de comparación utilizado hasta ahora.

Teniendo en cuenta que el parámetro Δ_{PAOPR} está relacionado de manera inversamente proporcional con la probabilidad de aparición de símbolos lógicos '1' en la trama codificada, según se muestra en la definición 2.42, el primer paso del estudio será analizar el efecto de la codificación en dicha probabilidad. En este sentido, es necesario recordar que el proceso de codificación convolucional es lineal y, por tanto, la distribución estadística de los símbolos de la trama codificada a la salida es la misma que a la entrada. Esto significa que la probabilidad de aparición de símbolos lógicos '1' no se ve alterada por el proceso de codificación, por lo que $\Delta_{PAOPR}(dB) = 0$ dB. Este hecho

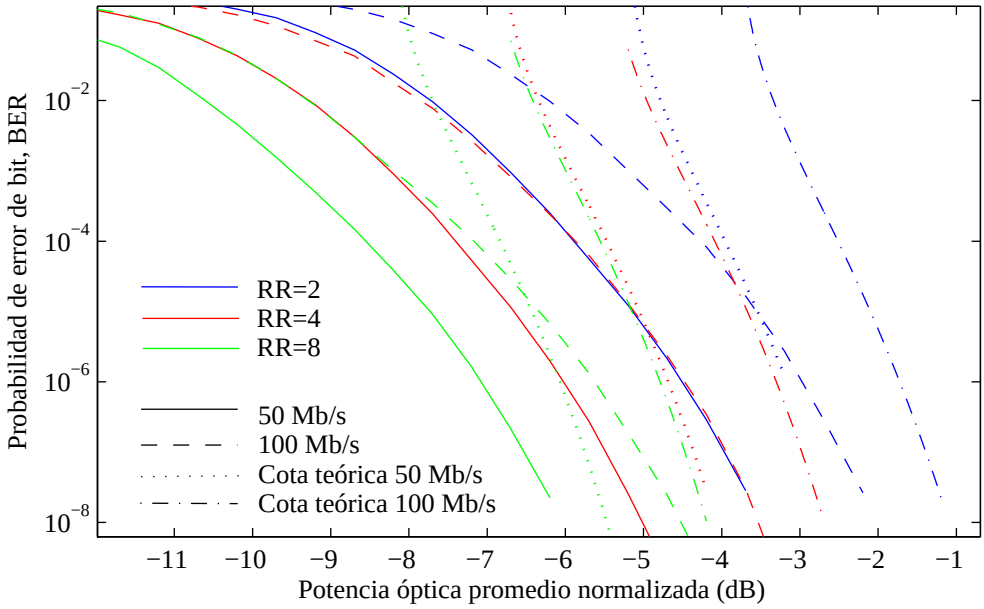


Figura 4.4: BER frente a potencia óptica promedio normalizada para códigos convolucionales con $RR = 2$, 4 y 8. Simulaciones realizadas a 50 Mb/s y 100 Mb/s

implica la independencia del parámetro γ respecto de la tasa de codificación utilizada.

$$\gamma = \frac{d_s}{2\sigma} = \frac{P}{\sigma_m} \cdot \eta_g \tag{4.15}$$

Lo mismo ocurre con el esquema clásico de codificación con repetición utilizado en el estándar AIr; de hecho, en [129] se realiza un estudio comparativo de las dos técnicas de modulación en el que se concluye que, para obtener una mejora apreciable de prestaciones al utilizar codificación convolucional, es necesario usar longitudes de memoria superiores a 4. Esto implica una mayor complejidad de implementación en relación con la técnica de repetición clásica que no es compensada en absoluto por la mejora introducida en la probabilidad de error.

En la Fig. 4.4 se presentan los resultados de simulación de diversos códigos convolucionales con diferente factor de reducción de tasa para 50 Mb/s y 100 Mb/s, junto con las cotas teóricas calculadas mediante la Ec. 4.12. Como puede intuirse, las cotas analíticas resultan válidas para valores altos de relación señal a ruido [124, 134], como cabe esperar de las aproximaciones realizadas en su obtención. Dichas cotas, aunque no están relacionadas directamente con la velocidad de transmisión, lo están de manera indirecta a través de la distorsión sufrida por la señal al incrementar el régimen binario, lo cual implica un desplazamiento de las curvas teóricas dependiente de la velocidad de transmisión.

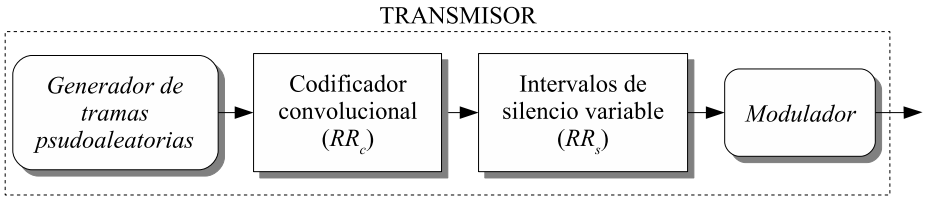


Figura 4.5: Modelo de transmisor utilizando doble codificación y concatenación en serie

Por otro lado, puede apreciarse que, aunque el incremento en la relación de potencia óptica pico a promedio permanece constante con el factor de reducción de tasa RR, el incremento de éste implica un aumento de la redundancia introducida en la secuencia de información que es utilizada por el algoritmo de detección para mejorar las prestaciones en decodificación. Sin embargo, la mejora introducida al complicar el proceso de decodificación mediante la utilización del algoritmo de Viterbi se muestra muy inferior a la proporcionada por las técnicas de inserción de silencios. De hecho, si se comparan los resultados presentados en las Fig. 4.4 y 3.4, se observa que las prestaciones ofrecidas por la técnica de inserción de intervalos de silencio variables sin memoria son bastante superiores a las obtenidas mediante esquemas de codificación convolucional, lo que confirma de nuevo la importancia de maximizar en lo posible la relación de potencia de pico a promedio para la configuración de enlace óptico difuso.

En este sentido, se han realizado algunos experimentos utilizando doble codificación, consistente en un primer proceso de codificación convolucional cuya trama de salida se introduce en un codificador de inserción de silencios sin memoria. En la Fig. 4.5 se muestra el modelo de transmisor equivalente utilizado en las simulaciones, concatenando en serie los dos codificadores descritos.

El factor de reducción de tasa total es $RR = RRc \cdot RRs$, donde RRc y RRs son los factores de reducción de tasa debidos a las etapas de codificación convolucional e inserción de silencios variables, respectivamente. En la Fig. 4.6 se muestran los resultados de simulación a 100 Mb/s correspondientes a dos posibles combinaciones de RRc y RRs para obtener un factor RR de 4 y 8: por un lado $RRc = RRs = 2$, $RRc = 2$ y $RRs = 4$, y por otro $RRc = 4$ y $RRs = 2$.

Las prestaciones obtenidas indican que ofrece más calidad la técnica que consigue un mayor incremento del parámetro PAOPR, en este caso aquella que introduce más intervalos de silencio. Es más, ninguna de las curvas llega a acercarse a las prestaciones obtenidas para la técnica de inserción de intervalos de silencios sin memoria, en cuyo caso $RR = RRs = 4$ y 8, respectivamente. Al mismo tiempo se puede observar cómo las cotas de probabilidad de error de bit experimentan la misma mejora proporcional al número de silencios introducidos, ya que el segundo bloque de codificación incrementará el parámetro Δ_{PAOPR} y, al mismo tiempo γ.

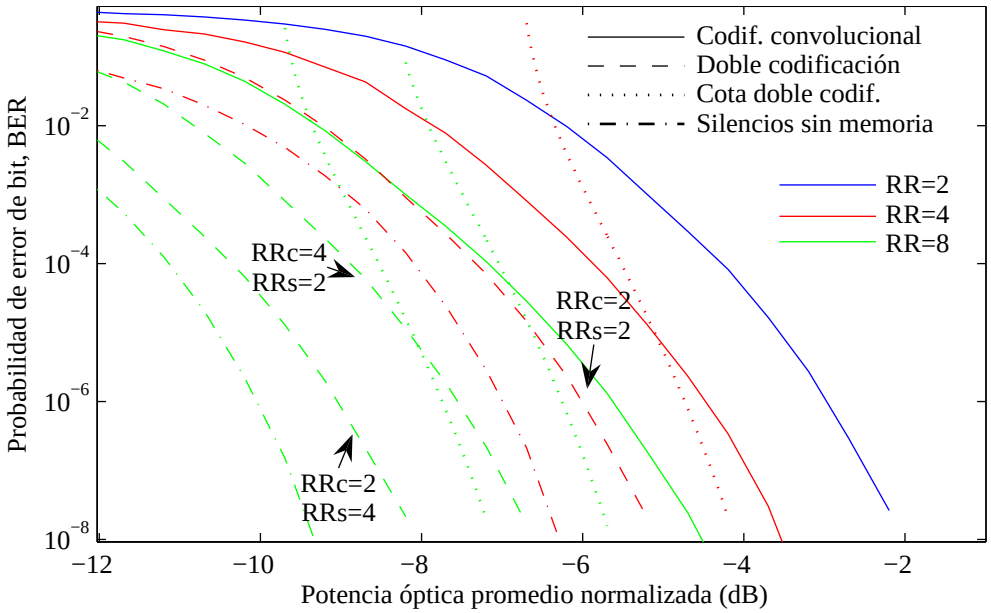


Figura 4.6: Probabilidad de error frente a potencia óptica promedio normalizada para un sistema de doble codificación con factores de reducción de tasa de 4 y 8. Simulaciones realizadas a 100 Mb/s

4.3. Codificación RCPC

Aunque hasta ahora se han tratado códigos convolucionales de tasa $1/n$, en aplicaciones en las que se necesita una gran adaptabilidad de la velocidad de transmisión es necesario utilizar códigos convolucionales con tasas de codificación k/n con $k > 1$, lo cual implica un aumento de la complejidad del diagrama de transición de estados y por tanto, del diagrama de Trellis, ya que a cada estado le llegarán en cada instante 2^k ramas. Por tanto, la aplicación del algoritmo de Viterbi para este tipo de códigos con altas tasas de codificación puede llegar a ser extremadamente compleja. Sin embargo, la complejidad computacional asociada a la detección de este tipo de códigos convolucionales puede ser reducida mediante el diseño de códigos con altas tasas de codificación a partir de códigos $1/n$ en los que algunos bits codificados son eliminados antes de la transmisión. Este borrado selectivo se conoce con el nombre de *perforación* del código, y permite la aplicación del algoritmo de Viterbi asociado al código de tasa $1/n$ de baja complejidad, aunque a cambio se produce una reducción de las prestaciones, proporcional al grado de perforación realizado, debida a la desaparición de parte de la información redundante disponible para la decodificación.

En [24] se presentan códigos perforados con tasas de codificación de 2/3 y 3/4, obtenidos a partir de un código convolucional convencional con tasa 1/2. Posteriormente,

Yasuda [139] extiende la definición y búsqueda de códigos convolucionales perforados definiendo una familia de códigos con tasa $(n-1)/n$, donde n toma valores hasta 14, a partir de un código convolucional también de tasa de codificación 1/2. Por último, Hagenauer [73] impone una restricción adicional a los códigos perforados de una misma familia surgiendo los códigos perforados de tasa compatible o *RCPC*, en los que el requisito básico a cumplir es que los códigos con tasas de codificación más bajas, con mayor número de bits redundantes, deben asegurar la transmisión de los mismos bits codificados que producen los códigos de la misma familia y con tasas más elevadas.

Puesto que en diversa bibliografía relacionada con la transmisión óptica inalámbrica en ambientes de interior se ha tratado la codificación RCPC como una alternativa para la transmisión de tasa adaptativa [44, 110], se presenta a continuación un análisis del comportamiento de dicha codificación en condiciones de transmisión difusa con el modelo de sistema descrito en el capítulo 2.

4.3.1. Definición

El proceso de perforación puede ser descrito como la eliminación selectiva y periódica de unos determinados bits de la trama codificada de salida del codificador convolucional convencional, generando así un código con diagrama de Trellis variante en el tiempo de forma periódica. En este sentido, una familia de códigos RCPC es generada a partir de un código convolucional de tasa $1/n$ y longitud de memoria L, denominado *código madre*, cuya matriz generadora tiene la forma definida en la Ec. 4.3. La salida del código madre es perforada con *período de perforación* p, el cual se corresponde con una secuencia de p bits de entrada y $n \cdot p$ bits de salida del codificador $1/n$. Así, se define la *matriz de perforación* $\mathbf{P}$ como

$$\mathbf{P}(l) = \begin{pmatrix} p_{11} & p_{12} & \cdots & p_{1p} \\ p_{21} & p_{22} & \cdots & p_{2p} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ p_{n1} & p_{n2} & \cdots & p_{np} \end{pmatrix} \tag{4.16}$$

donde cada columna se corresponde con los n posibles bits de salida del código madre por cada bit de entrada al mismo. Cada elemento p_{ij} de la matriz de perforación puede tomar los valores 0 ó 1, indicando éste último que el bit correspondiente será transmitido, mientras que si $p_{ij} = 0$ el bit de salida será eliminado. De este modo, la tasa de codificación viene determinada por el periodo de la matriz de perforación y por el número de bits que son eliminados. El rango de posibles tasas de codificación es

$$R = \frac{p}{p+l}, \qquad l = 1, ..., (n-1) \cdot p \tag{4.17}$$

siendo $p+l$ el número de elementos de la matriz de perforación con valor 1 y, por tanto, abarcando un rango de tasas de codificación comprendido entre $p/(p+1)$ y $1/n$.

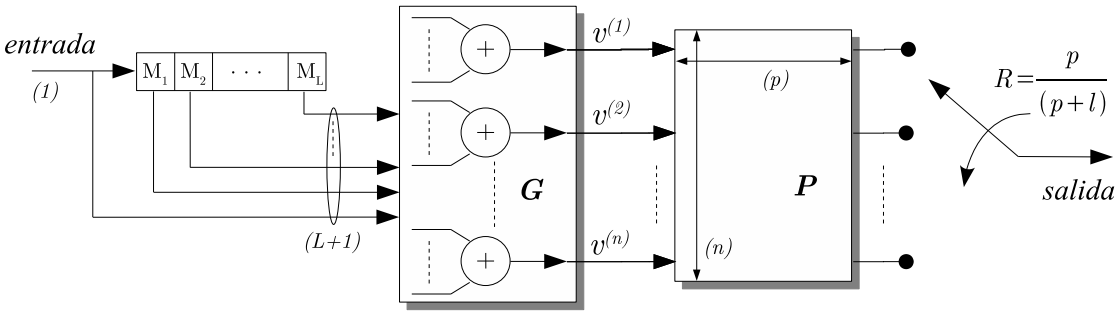


Figura 4.7: Aplicación de la matriz de perforación **P** a la salida de un código madre $1/n$

El mecanismo de aplicación de la matriz de perforación se muestra en la Fig. 4.7, donde la perforación de cada una de las n salidas del código madre se realiza de forma independiente aplicando la fila correspondiente de la matriz de perforación **P**.

La restricción de compatibilidad de tasa introducida por Hagenauer en [73], implica que cuando se realiza un cambio de código de mayor a menor velocidad de transmisión o tasa de codificación, para generar la matriz de perforación del código más lento, de mayor redundancia, deben incluirse unos solamente en las posiciones de la matriz de perforación del código más rápido, con menor redundancia, que estuvieran ocupadas por ceros. Es decir, para todos los códigos pertenecientes a una misma familia debe verificarse que si $p_{ij}(l_0) = 1$ entonces $p_{ij}(l) = 1$ para $l \geq l_0 \geq 1$ o, de forma equivalente, si $p_{ij}(l_0) = 0$ entonces $p_{ij}(l) = 0$ para $l \leq l_0 \leq (n-1) \cdot p - 1$. Esta restricción, además de simplificar el mecanismo de adaptación de la velocidad de transmisión en función de las características del canal, permite asegurar que, en una misma familia de códigos RCPC, al conmutar de uno a otro con menor tasa de codificación se mejorarán las prestaciones obtenidas [44].

La ventaja fundamental que ofrecen los códigos convolucionales perforados y, por extensión los RCPC, consiste en la utilización del algoritmo de Viterbi correspondiente al código madre y por tanto, de tasa $1/n$ para la detección de la señal de información. Esto simplifica enormemente la decodificación, puesto que a cada estado en el diagrama de Trellis le llegan únicamente dos ramas, en lugar de 2^k, reduciendo drásticamente la complejidad de computación. El efecto del perforado sobre el algoritmo de Viterbi es muy sencillo, pues el decodificador únicamente debe conocer la matriz de perforación y analizar el valor del elemento de dicha matriz correspondiente con el bit que está recibiendo en cada instante. El algoritmo trabaja sobre el diagrama de Trellis del código madre y, en caso de que $p_{ij}(l) = 0$, el decodificador sabe que el bit correspondiente ha sido eliminado en transmisión y no va a ser recibido por lo que no se modifica la métrica del algoritmo. En cambio, si $p_{ij}(l) = 1$ la métrica acumulativa deberá ser actualizada según el bit recibido.

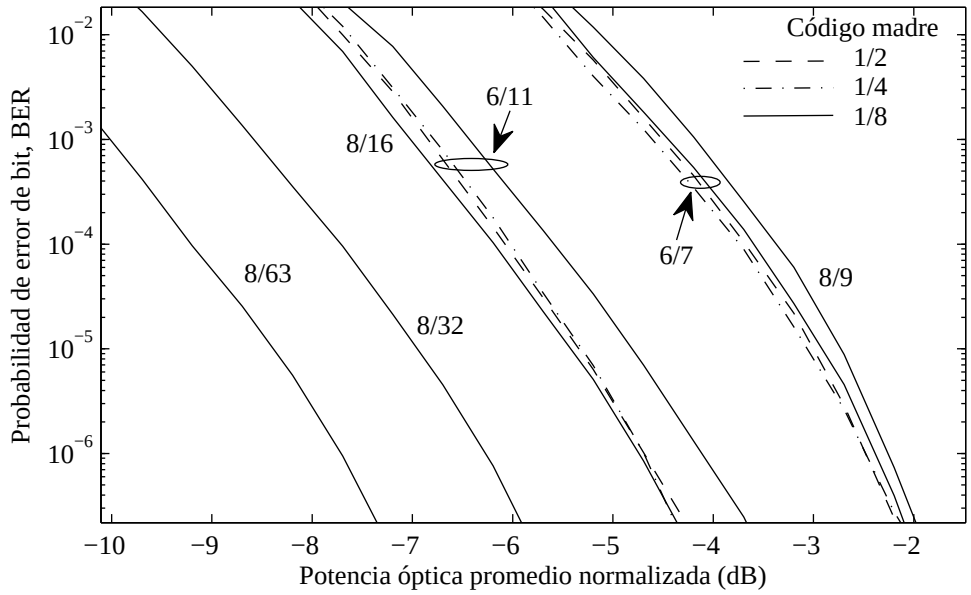


Figura 4.8: Probabilidad de error frente a potencia óptica promedio normalizada para un sistema con codificación RCPC. Simulaciones realizadas a 50 Mb/s

En este sentido, la eliminación de parte de la redundancia debido al perforado del código madre reducirá las prestaciones del algoritmo de Viterbi. Así, la cota de probabilidad de error calculada en la Ec. 4.12 se verá afectada por el período de la matriz de perforación utilizada según [21, 73, 124, 134], tal y como refleja la siguiente expresión,

$$P_e < \frac{1}{p} \cdot Q\left(\gamma\sqrt{d_{free}}\right) \cdot e^{d_{free}\gamma^2/2} \cdot \left.\frac{\partial T(x,y)}{\partial x}\right|_{x=1,y=\exp\left[-\frac{\gamma^2}{2}\right]} \tag{4.18}$$

donde γ queda definida en la Ec. 4.15. Además, al perforar el código madre la información de las distintas ramas que conforman el diagrama de estados varía, de manera que la función de transferencia y la distancia mínima d_{free} lo harán del mismo modo, reduciéndose esta última de manera proporcional a la profundidad del perforado realizado.

4.3.2. Prestaciones

Al igual que en el caso de los códigos convolucionales convencionales, la secuencia de salida del codificador no sufre modificación alguna de los estadísticos de la información codificada de salida, puesto que el proceso de perforación es independiente de los símbolos binarios transmitidos en cada momento. Así, las probabilidades de ocurrencia

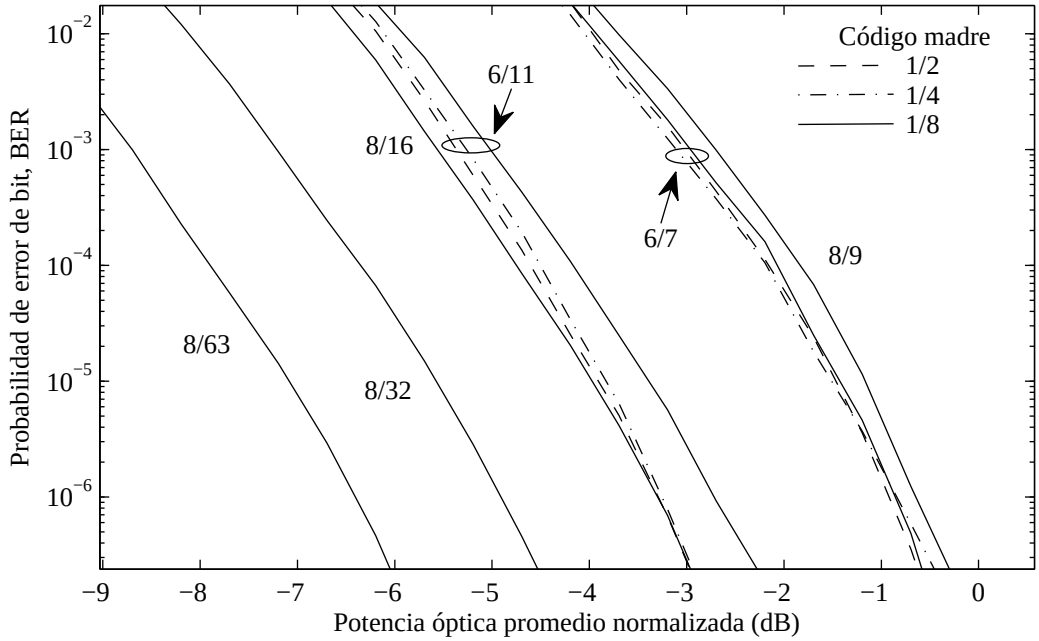


Figura 4.9: Probabilidad de error frente a potencia óptica promedio normalizada para un sistema con codificación RCPC. Simulaciones realizadas a 100 Mb/s

de ambos símbolos binarios permanece inalterada, lo que implica de nuevo un incremento nulo de la relación de potencia óptica pico-promedio, $\Delta_{PAOPR}(dB) = 0$ dB, al mismo tiempo que γ permanece independiente de la tasa de codificación aplicada. De hecho, las mejores prestaciones obtenidas al aplicar codificación RCPC están ligadas a la cantidad de información redundante que se transmite por lo que, partiendo del código madre, de menor velocidad de transmisión y mayor información redundante, los códigos RCPC de una misma familia tendrán peor comportamiento cuanto más alta sea la tasa de codificación, ya que el proceso de perforación será más severo y descartará más bits de información redundante generados.

Para la realización de las simulaciones que se presentan a continuación se han utilizado como códigos madre los descritos en el apartado 4.2.1, mientras que la selección de las matrices de perforación se ha realizado en base a los resultados presentados en la bibliografía [44, 73, 98], aplicando en la medida de lo posible el concepto de patrones de perforación ortogonales [72]. La utilización de matrices de perforación con patrones ortogonales permite asegurar que en las tramas perforadas de salida se utilizan bits codificados procedentes de todas las salidas del código madre original, aprovechando así al máximo la capacidad de introducción de redundancia de dicho código.

En la Tabla 4.1 se presentan las matrices de perforación utilizadas, correspondientes por un lado, a códigos RCPC con tasas de codificación de 3/4, 6/7, 6/11, obtenidos a

partir de los códigos madre 1/2, 1/4, 1/8 descritos previamente y por otro, de tasas 8/9, 8/16, 8/32 y 8/63 para el código madre 1/8 [59, 60]. En este último caso de código madre, no es posible la simulación de un código RCPC de tasa 8/64 puesto que implicaría la no perforación del código madre y, por tanto, la transmisión de la salida del mismo sin modificar.

Los resultados obtenidos a velocidades de transmisión de 50 Mb/s y 100 Mb/s se muestran en las Fig. 4.8 y 4.9, respectivamente. Puede comprobarse que, a mayor velocidad de transmisión, mayor tasa de codificación y, por tanto, menor redundancia en la transmisión, se obtienen peores prestaciones para una misma relación señal a ruido.

Tabla 4.1: Matrices de perforación para distintas tasas de codificación objetivo utilizando códigos madre con tasas de codificación 1/2, 1/4 y 1/8

Código madre	*k/n*	***P***
1/2	*3/4*	0 1 1 1 1 0
	6/7	1 1 0 1 1 0 0 0 1 0 1 1
	6/11	1 1 1 1 1 1 0 1 1 1 1 1
1/4	*3/4*	1 0 0 0 1 0 0 0 1 1 0 0
	6/7	1 0 0 1 0 0 0 1 0 0 1 0 0 0 1 0 0 1 0 0 0 1 0 0
	6/11	1 0 1 0 1 0 0 1 0 1 0 1 1 0 1 0 1 0 0 0 0 1 0 1

Código madre	*k/n*	***P***
1/8	*3/4*	1 0 0 0 1 0 0 0 1 0 0 0 0 0 0 1 0 0 0 0 0 0 0 0
	6/7	1 0 0 0 0 0 0 1 0 0 0 0 0 0 1 0 0 0 0 0 0 1 0 0 0 0 0 0 1 0 0 0 0 0 0 1 1 0 0 0 0 0 0 0 0 0 0 0
	6/11	1 0 0 0 1 0 0 1 0 0 0 0 0 0 1 0 0 0 0 0 0 1 0 0 0 0 0 0 1 0 0 0 0 0 0 1 1 0 0 0 0 1 0 1 0 0 1 0
	8/9	1 0 0 0 0 0 0 1 0 1 0 0 0 0 0 0 0 0 1 0 0 0 0 0 0 0 0 1 0 0 0 0 0 0 0 0 1 0 0 0 0 0 0 0 0 1 0 0 0 0 0 0 0 0 1 0 0 0 0 0 0 0 0 1

Código madre	*k/n*	***P***
1/8	*8/12*	1 0 0 0 0 0 0 0 0 1 0 0 0 0 0 0 0 0 1 0 0 0 0 0 0 0 0 1 0 0 0 0 0 0 0 0 1 0 0 0 0 0 0 0 0 1 0 0 0 1 1 1 1 0 1 0 0 0 0 0 0 0 0 1
	8/16	1 0 0 0 1 0 0 0 0 1 0 0 0 1 0 0 0 0 1 0 0 0 1 0 0 0 0 1 0 0 0 1 1 0 0 0 1 0 0 0 0 1 0 0 0 1 0 0 0 0 1 0 0 0 1 0 0 0 0 1 0 0 0 1
	8/32	1 0 1 0 1 0 1 0 0 1 0 1 0 1 0 1 1 0 1 0 1 0 1 0 0 1 0 1 0 1 0 1 1 0 1 0 1 0 1 0 0 1 0 1 0 1 0 1 1 0 1 0 1 0 1 0 0 1 0 1 0 1 0 1
	8/63	1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 1 0 1 1 1 1 1 1 1

Este hecho se debe precisamente a la eliminación selectiva de los bits redundantes introducidos por el código madre, lo que provoca una reducción en la distancia d_{free} con la consiguiente degradación de las prestaciones.

Por otro lado, para una misma tasa de codificación k/n la calidad que se consigue prácticamente no se ve alterada por el hecho de utilizar un código madre de mayor o menor velocidad, ya que por ejemplo, los códigos RCPC de tasa 6/7 obtenidos a partir de códigos madre 1/2, 1/4, o 1/8 muestran comportamientos en cuanto a probabilidad de error de bit extremadamente parecidos. Este hecho es lógico, si se tiene en cuenta que la cantidad de información redundante para cualquier código k/n, es la misma independientemente de la tasa del código madre utilizado. Así pues, la única diferencia entre dichos códigos reside en la cantidad de bits de información redundante eliminados en el proceso de perforación del código madre, mayor en el caso de códigos madre de tasa más baja. Al mismo tiempo, puede observarse que la probabilidad de error obtenida para los códigos RCPC basados en códigos madre de tasas más pequeñas, como por ejemplo 1/8, resulta ligeramente superior, debido a que cuanto más pequeña sea la tasa de codificación del código madre, más redundancia se introducirá y, por tanto, para obtener un código RCPC con tasa de codificación k/n será necesario eliminar mayor cantidad de bits redundantes, reduciendo al mismo tiempo la robustez del algoritmo de detección empleado.

Los resultados presentados en la Fig. 4.9 reflejan el mismo comportamiento que para 50 Mb/s, teniendo en cuenta la penalización en potencia óptica promedio necesaria para compensar la mayor distorsión introducida por el sistema. Se observa que, al igual que para los esquemas de codificación analizados hasta ahora, dicha penalización de potencia sigue tomando valores próximos a 1.5 dB, independientemente de la técnica de decodificación empleada.

4.4. Técnica híbrida de codificación RCPC con inserción de silencios

Los resultados de las simulaciones anteriores revelan que, en condiciones de transmisión en canal óptico difuso, el incremento de la relación de potencia óptica pico a promedio resulta decisivo para la obtención de mejores prestaciones que las ofrecidas por técnicas de codificación convolucional o RCPC convencionales. En este sentido, se propone a continuación una técnica de codificación que aúna la utilización de esquemas de codificación RCPC con la inserción de intervalos de silencio, consiguiendo versatilidad en la adaptación de la tasa de codificación junto a incrementos apreciables en el parámetro PAOPR, con la consiguiente mejora de prestaciones.

4.4.1. Definición

La técnica de codificación híbrida RCPC con inserción de intervalos de silencio [59] se basa en la modificación de la estructura de la matriz de perforación para indicar no sólo eliminación o no del bit codificado procedente del código madre, sino también permitir la posibilidad de sustituirlo por un intervalo de silencio. Así, los elementos de la matriz de perforación, p_{ij}, podrán tomar tres posibles valores $\{0, 1, -1\}$ indicando este último la transmisión de un intervalo de silencio en lugar del bit codificado, por lo que la matriz de perforación queda ahora definida en función del período de perforación p, del número de símbolos '1', l, y del número de silencios insertados, s,

$$\mathbf{P}(l,s) = \begin{pmatrix} p_{11} & p_{12} & \cdots & p_{1p} \\ p_{21} & p_{22} & \cdots & p_{2p} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ p_{n1} & p_{n2} & \cdots & p_{np} \end{pmatrix} \tag{4.19}$$

donde $p_{ij}(l,s) \in (0, 1, -1)$.

La sustitución de parte de los bits perforados por intervalos de silencio repercute en una modificación del rango de posibles tasas de codificación, el cual queda definido por

$$R = \frac{p}{p+l+s}, \qquad (l+s) = 1, ..., (n-1)\cdot p \tag{4.20}$$

siendo otra vez $p + l$ el número total de elementos '1' de la matriz de perforación. Por ejemplo, para obtener un código híbrido RCPC con tasa de codificación 6/11 a partir de un código madre de 1/4, podrían emplearse las siguientes matrices de perforación:

$$\mathbf{P_1} = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \end{pmatrix} \quad \mathbf{P_2} = \begin{pmatrix} 1 & 0 & -1 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & -1 & 0 & 1 \\ -1 & 0 & 1 & 0 & -1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & -1 \end{pmatrix}$$

$$\mathbf{P_3} = \begin{pmatrix} 1 & -1 & -1 & -1 & 1 & -1 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \end{pmatrix}$$

En $\mathbf{P_1}$, por cada 24 bits codificados de salida del código madre, se obtienen a la salida, $(p + l)$ =11 bits como resultado del proceso de perforación, mientras que para $\mathbf{P_2}$ se obtienen $(p + l)$ =6 bits y s =5 intervalos de silencio y para $\mathbf{P_3}$, $(p + l)$ =7 bits y s =4 silencios. En los tres casos, para conseguir la tasa de codificación deseada, se verifica la restricción $(l + s) = 5$, siendo válida cualquier combinación de l y s.

4.4.2. Prestaciones

Como puede apreciarse, para una misma tasa de codificación, aquella matriz de perforación que permita insertar más intervalos de silencio producirá al mismo tiempo una mayor pérdida de información redundante generada por el código madre, lo que conlleva una reducción de la distancia mínima característica del código d_{free}. Sin embargo, la inserción de silencios o, de manera equivalente, la inserción de símbolos '0' en la trama codificada, produce una modificación de los estadísticos de los símbolos transmitidos, ya que se fuerza a que la proporción de símbolos '0' sea superior a la de símbolos '1' y, por tanto, la probabilidad de ocurrencia de estos últimos sea menor. Así, la probabilidad de ocurrencia de un símbolo '1', $prob(a_k = 1)$, es la probabilidad de que a la salida del código madre aparezca un símbolo '1' y de que ese símbolo no sea perforado ni sustituido por un silencio

$$prob(a_k = 1) = prob(c_m = 1) \cdot prob(p_{ij} = 1) = \frac{1}{2} \cdot \frac{p + l}{p + l + s} \tag{4.21}$$

donde c_m simboliza el bit codificado de salida del código madre y, como hasta ahora, se ha supuesto que los bits de información original son equiprobables.

Si, al igual que en los casos anteriores, se calcula el incremento que esta modificación de los estadísticos introduce en la relación de potencia óptica pico a promedio, se obtiene que, para una matriz de perforación $\mathbf{P}(l, s)$ con período p,

$$\Delta_{PAOPR} = 1 + \frac{s}{p + l} \tag{4.22}$$

Se puede observar que, para un valor $(l+s)$ definido, el incremento en la PAOPR es máximo cuando l=0 y va disminuyendo conforme l aumenta y s decrece, hasta llegar al punto en el que $s = 0$. El valor de la mejora del parámetro PAOPR en ese punto es nulo, lo cual es lógico puesto que esta condición implica la utilización de un código RCPC convencional. Sin embargo, el rango de posibles tasas de codificación para una familia de códigos RCPC híbridos establece un límite máximo para el número de silencios a introducir por cada intervalo de p bits procedentes del código madre. Este valor máximo de s, se produce cuando $(l + s) = (n - 1) \cdot p$ y además, l =0. En estas condiciones,

$$s = s_{\text{máx}} = (n - 1) \cdot p \tag{4.23}$$

y se obtiene un incremento máximo en el parámetro PAOPR dado por

$$\Delta_{PAOPR} = 1 + \frac{s_{max}}{p + l} = 1 + \frac{(n - 1) \cdot p}{p} = n \tag{4.24}$$

Teniendo en cuenta que la tasa de codificación obtenida en ese caso particular es $1/n$, se concluye que el incremento máximo obtenido al utilizar el esquema de codificación

híbrido RCPC con inserción de silencios iguala al incremento obtenido con la técnica de inserción de silencios sin memoria presentada en el capítulo 3, teniendo en cuenta que el factor de reducción de tasa es $RR = n$.

En lo que respecta a la cota teórica de la probabilidad de error de bit, definida por la Ec. 4.18 para codificación RCPC convencional, al igual que en ese caso la eliminación de información redundante por perforado o sustitución por silencio produce una alteración de la función de transferencia del código madre original $T(x, y)$ y una reducción en la distancia mínima d_{free} de la que depende directamente la calidad de la decodificación mediante el algoritmo de Viterbi.

En el caso de la técnica híbrida, la inserción de silencios permite incrementar el parámetro PAOPR y, según las Ec. 4.13 y 4.22, modificar el parámetro γ sumando al valor original proporcionado por el código madre un término que depende directamente de la proporción de silencios en la matriz de perforación,

$$\gamma = \frac{P}{\sigma_m} \cdot \Delta_{PAOPR} \cdot \eta_g = \gamma_{codigo_madre} + \frac{P}{\sigma_m} \cdot \frac{s}{p+l} \cdot \eta_g \tag{4.25}$$

compensando así la eliminación de redundancia con un incremento de la potencia de pico de los pulsos transmitidos.

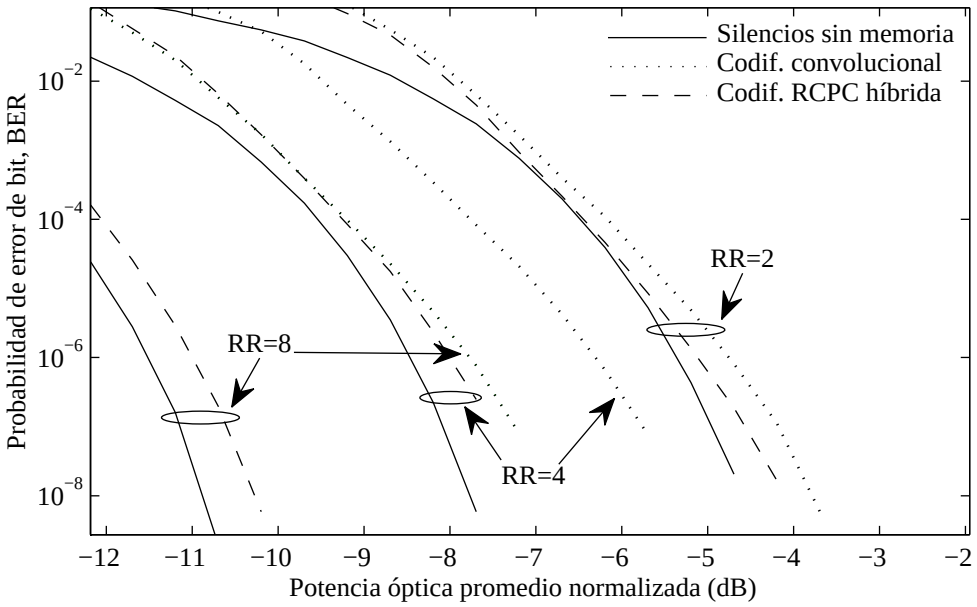


Figura 4.10: Probabilidad de error frente a potencia óptica promedio normalizada para un sistema con codificación híbrida RCPC con inserción de intervalos de silencio. Simulaciones realizadas a 50 Mb/s

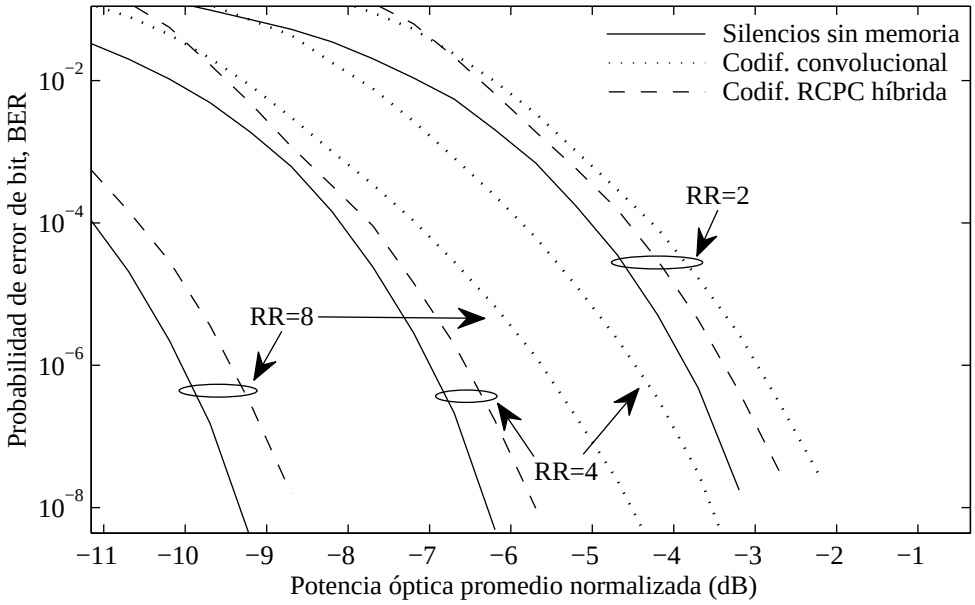


Figura 4.11: Probabilidad de error frente a potencia óptica promedio normalizada para un sistema con codificación híbrida RCPC con inserción de intervalos de silencio. Simulaciones realizadas a 100 Mb/s

En las Fig. 4.10 y 4.11 se muestran algunos resultados de las simulaciones realizadas a velocidades de transmisión de 50 Mb/s y 100 Mb/s, respectivamente. Con el objeto de analizar la máxima capacidad de mejora del parámetro PAOPR proporcionada por esta técnica de codificación, se ha optado por simular el modelo de sistema utilizando códigos híbridos con $l = 0$ y s máxima puesto que así se consigue el máximo incremento de PAOPR.

En este sentido, se han utilizado matrices de perforación en las que $(l+s) = (n-1)\cdot p$ forzando que el valor de l sea nulo y, por tanto, incorporando el máximo número de silencios posible según la definición de esta técnica de codificación híbrida. Las simulaciones se han realizado en base al código RCPC híbrido de tasa 6/7, aunque la utilización de cualquiera de los otros códigos descritos anteriormente presentaría un comportamiento similar. Por tanto, las matrices de perforación utilizadas se obtienen a partir de las matrices correspondientes a la tasa de codificación 6/7 mostradas en la Tabla 4.1, en las que se han sustituido los símbolos de perforación por símbolos de inserción de silencios, según el procedimiento descrito anteriormente.

Se puede observar que, para una misma tasa de codificación o factor de reducción de tasa, el esquema de codificación híbrida proporciona mejores prestaciones que la técnica de codificación convolucional convencional, siendo esta mejora proporcional al factor de reducción de tasa del código madre, ya que al incrementar RR aumenta la

MENÚ SALIR

capacidad de sustitución de los bits redundantes codificados por intervalos de silencio.

Por otro lado, también se corrobora el límite de mejora de prestaciones que presenta la técnica RCPC híbrida ya que, en el caso de introducir el máximo número de silencios s_{max}, las curvas de probabilidad de error asociadas se muestran ligeramente peores que las obtenidas mediante la técnica de inserción de intervalos de silencio sin memoria, aún utilizando el algoritmo de Viterbi para la decodificación de la señal recibida.

4.5. Conclusiones

En este capítulo se ha analizado el comportamiento tanto de técnicas de codificación convolucional convencional, como de esquemas de codificación RCPC, o códigos perforados de tasa compatible, ambas técnicas muy utilizadas en el ámbito de las comunicaciones inalámbricas vía radio. Aquí, se han utilizado estas técnicas en un entorno de transmisión óptica inalámbrica con canal difuso, objetivo de estudio de este trabajo. Las conclusiones a las que se llegan, tras estudiar los resultados obtenidos mediante simulación de dichos esquemas de codificación, corroboran la importancia, en este ámbito de trabajo, de la maximización de la relación de potencia óptica pico a promedio, ya que las técnicas de transmisión basadas en codificación convolucional se presentan muy inferiores a los esquemas de inserción de silencios estudiados en el capítulo 3, con o sin utilización de memoria.

Se ha demostrado que esta inferioridad se debe principalmente a la no modificación de los estadísticos de los símbolos a transmitir, manteniendo intacto el valor del parámetro PAOPR. Podría esperarse que la utilización del algoritmo de Viterbi, como implementación práctica de la técnica de detección óptima de secuencias de máxima semejanza, introdujera mejoras apreciables en el comportamiento de los esquemas de transmisión, lo cual es cierto aunque las mejoras obtenidas son inferiores a las conseguidas con la simple inserción de silencios sin memoria.

De forma adicional y dada la importancia de incrementar el valor de PAOPR, se ha propuesto aprovechar la filosofía de generación de códigos RCPC para poder sustituir los bits de redundancia, introducidos tras la aplicación del código madre, por intervalos de silencio. Se presenta así una técnica de codificación híbrida RCPC con inserción de intervalos de silencio, basada en la modificación apropiada de la matriz de perforación asociada. Al analizar los resultados de las simulaciones realizadas con este esquema híbrido de codificación, se corroboran las conclusiones anteriores, presentando mejor comportamiento aquella versión híbrida que permite introducir más intervalos de silencio en la trama codificada de salida.

Sin embargo, la propia definición de codificación RCPC establece un límite en el número de silencio a introducir, dado por las dimensiones de la matriz de perforación

utilizada y proporcional al factor de reducción de tasa del código madre asociado. Así, analizando de manera teórica la cota superior de incremento en el parámetro PAOPR, se concluye que dicho incremento podrá igualar como máximo el obtenido con la técnica de inserción de silencios sin memoria, lo cual coincide completamente con los resultados de probabilidad de error obtenidos en las simulaciones realizadas.

Por este motivo, se hace aún más evidente la necesidad de diseñar técnicas de codificación de tasa adaptativa que maximicen el parámetro PAOPR, manteniendo una baja complejidad de implementación, lo cual se ha conseguido hasta ahora con la utilización de esquemas de inserción de silencios con o sin memoria.

Capítulo 5

Esquema de codificación bloque con peso Hamming variable

5.1. Introducción

En capítulos anteriores se ha comprobado la importancia de utilizar esquemas de codificación de tasa adaptativa que maximicen la relación de potencia óptica pico a promedio, especialmente en ambiente de interior y bajo condiciones de transmisión difusa. Por este motivo, las técnicas de inserción de intervalos de silencio se presentan como una alternativa adecuada a los esquemas PPM clásicos propuestos hasta el momento o las técnicas de transmisión basadas en codificación convolucional, tan usadas en sistemas de transmisión inalámbrica con tecnología radio [21, 124].

En este sentido y con el propósito de seguir explorando nuevas técnicas de codificación que permitan maximizar el parámetro de referencia PAOPR, se presenta en este capítulo una novedosa técnica de transmisión diseñada mediante la unión de las filosofías de codificación bloque y de modulación por posición de múltiples pulsos (MPPM).

Antes de describir este esquema de codificación, se presentarán brevemente algunos conceptos de codificación bloque junto con el mecanismo de detección de máxima semejanza adoptado, analizando la dependencia de la probabilidad de error con el incremento en PAOPR obtenido al utilizar esta técnica.

Seguidamente, se presentan sendos esquemas de señalización basados en las modulaciones PPM y MPPM, analizando las propiedades fundamentales, para posteriormente definir la técnica MPPM con peso Hamming variable (vw-MPPM), como extensión de las anteriores, cuyas propiedades y limitaciones serán tratadas en detalle.

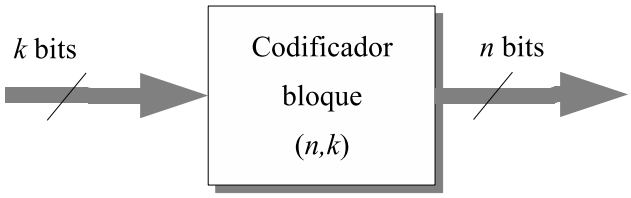


Figura 5.1: Modelo básico de codificador bloque de k a n

Por último, se analizará el aspecto de la densidad espectral de potencia del esquema vw-MPPM la cual, gracias a la utilización de pulsos gaussianos, presenta claras ventajas a nivel de implementación práctica.

5.2. Codificación bloque

El funcionamiento de un codificador bloque (n, k) se basa en la traducción de un mensaje de entrada formado por k símbolos o k bits, puesto que en el estudio que aquí se realiza se supone, como hasta ahora, que la fuente de datos y la transmisión son binarias, en una secuencia de salida de n bits denominada palabra código, con $n > k$.

Este mecanismo de traducción se realiza de manera biunívoca entre el alfabeto de mensajes de entrada y el alfabeto código de salida, independientemente de la información transmitida anteriormente, por lo que se puede decir que el proceso de codificación es sin memoria. El alfabeto de posibles mensajes de entrada, denotado por C_K, está formado por las 2^k posibles secuencias binarias de k bits de entrada, mientras que el alfabeto código de salida, $\tilde{C}_N$, es un subconjunto de 2^k palabras código pertenecientes al conjunto C_N de las 2^n palabras código de longitud n. Evidentemente, la tasa de codificación es $R = k/n$. Así, el proceso de codificación puede representarse mediante la siguiente expresión

$$C_K \rightarrow \tilde{C}_N \subseteq C_N \tag{5.1}$$

Dentro del conjunto de esquemas de codificación bloque, los más frecuentemente usados son los denominados códigos bloque lineales, cuya propiedad de linealidad depende del cumplimiento de dos propiedades:

1. El alfabeto código contiene la palabra código todo ceros.
2. La suma en módulo 2 de las componentes de dos palabras código cualesquiera del alfabeto código resulta en otra palabra código perteneciente al mismo alfabeto.

Los códigos bloque lineales se construyen, al igual que en el caso de códigos convolucionales, aplicando una matriz de generación $\mathbf{G}$ al vector de k bits de entrada $\mathbf{c}_{k,i}$

para obtener la secuencia de salida $\mathbf{c}_{n,i}$, siendo $0 \leq i \leq (2^k - 1)$.

$$\mathbf{c}_{n,i} = \mathbf{c}_{k,i} \cdot \mathbf{G} = \begin{pmatrix} c_{k,i}^{(0)} & c_{k,i}^{(1)} & \cdots & c_{k,i}^{(k-1)} \end{pmatrix} \cdot \begin{pmatrix} g_{0,0} & g_{0,1} & \cdots & g_{0,n-1} \\ \vdots & \cdots & \ddots & \vdots \\ g_{k-1,0} & g_{k-1,1} & \cdots & g_{k-1,n-1} \end{pmatrix}$$

Sin embargo, este método de generación mediante combinación lineal no permite el control estadístico de los símbolos de salida, como ocurría con las técnicas de codificación convolucional y, teniendo en cuenta la equiprobabilidad de los datos binarios a codificar, la probabilidad de que cualquier símbolo de la palabra código generada, $c_{n,i}^{(r)}$, sea '1' permanece inalterada e igual a

$$prob\left(c_{n,i}^{(r)} = 1\right) = prob\left(c_{k,i}^{(s)} = 1\right) = \frac{1}{2}$$

donde $c_{k,i}^{(s)}$ denota a los símbolos que constituyen los bloques de datos originales, siendo $0 \leq r \leq (n-1)$ y $0 \leq s \leq (k-1)$. Por tanto, del proceso de codificación no se derivará incremento alguno en el parámetro PAOPR lo cual implica que la condición de linealidad del código bloque no resulte deseable en el diseño de un esquema de codificación que tenga como objetivo la maximización de la PAOPR. De hecho, como se tratará más adelante, los códigos bloque basados en técnicas de modulación de pulsos por posición, ya sea en su versión de un único pulso o de múltiples pulsos, son códigos bloque cuyas palabras código presentan un peso Hamming constante, no cumpliendo por tanto la condición de linealidad descrita previamente, ya que la combinación de dos cualesquiera palabras código no estará incluida dentro del alfabeto $\tilde{C}_N$.

En este sentido, el estudio de la codificación bloque se centrará en el método de codificación mediante tabla de traducción, en el que la selección del conjunto de palabras código no se realiza mediante la aplicación de operaciones lineales, sino de manera individual según el interés final del código. Así, la codificación se reduce a un simple indexado en la tabla de traducción a partir de la secuencia de datos de entrada para obtener la palabra código de salida, como se muestra en la Fig. 5.2.

Como puede intuirse, la tabla o matriz de traducción, denotada como $\mathbf{A}$, contiene la lista de palabras código $\mathbf{c}_{n,i}$, $0 \leq i \leq (2^k - 1)$, que forman el alfabeto código $\tilde{C}_N$, junto con información sobre la correspondencia entre bloques de entrada y de salida, de manera que la codificación consistirá en el uso de dicha información para seleccionar la palabra código de salida directamente de entre los vectores fila de esta matriz de traducción. Evidentemente, la selección de las palabras código del alfabeto debe ser tal que permita una correspondencia biunívoca entre bloques de entrada y palabras código de salida.

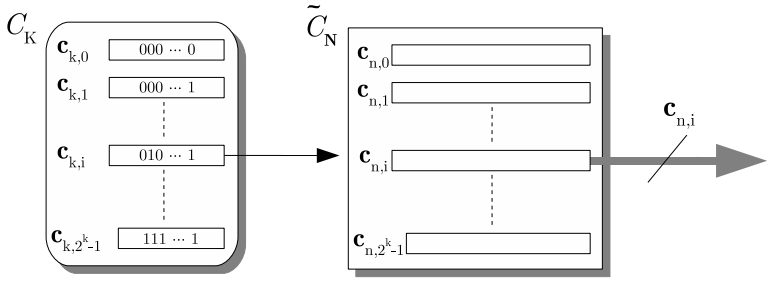


Figura 5.2: Codificador bloque de (n, k) basado en tabla de traducción

$$C_K : \begin{pmatrix} 00\cdots0 \\ 00\cdots1 \\ \vdots \\ 11\cdots1 \end{pmatrix} \begin{matrix} \leftrightarrow \\ \leftrightarrow \\ \vdots \\ \leftrightarrow \end{matrix} \begin{pmatrix} \mathbf{c}_{n,0} \\ \mathbf{c}_{n,1} \\ \vdots \\ \mathbf{c}_{n,2^k-1} \end{pmatrix} = \mathbf{A} \tag{5.2}$$

5.2.1. Distancia mínima y función de distribución de peso

Como se ha definido anteriormente, el peso Hamming, o simplemente peso de una palabra código $\mathbf{c}$ es el número total de bits no nulos, puesto que los códigos bloques tratados son binarios, .

Por otro lado, se denomina distancia Hamming, $d_H(\mathbf{c}_i, \mathbf{c}_j)$, entre dos palabras código $\mathbf{c}_i$ y $\mathbf{c}_j$, al número de posiciones en las que dichas palabras código difieren. Por ejemplo, si $\mathbf{c}_i = (000001)$ y $\mathbf{c}_j = (010010)$, entonces $d_H(\mathbf{c}_i, \mathbf{c}_j) = 3$. Como se puede apreciar, la distancia Hamming coincide con el peso de la palabra código resultante de realizar la suma módulo 2 de $\mathbf{c}_i$ y $\mathbf{c}_j$. En este sentido, se define la distancia Hamming mínima, o distancia mínima de un código, d_{min}, como la distancia Hamming más pequeña entre dos palabras código de un alfabeto código $\tilde{C}_N$ determinado. Este parámetro, equivalente a la distancia d_{free} definida para códigos convolucionales en el capítulo anterior, está íntimamente relacionado con la capacidad de los códigos para la detección y corrección de errores y, por tanto, con la probabilidad de error de bit conseguida en la etapa receptora.

Otra medida interesante y útil a la hora de estimar la capacidad de un código de detectar y corregir errores es la distribución de peso de dicho código, la cual proporciona información sobre los diferentes pesos Hamming de las palabras código del alfabeto utilizado, así como del número de palabras que tienen un peso determinado.

Esta información se obtiene a partir de la función de distribución de peso definida como

$$A(y) = \sum_{i=0}^{x} A_i \cdot y^i \tag{5.3}$$

donde A_i es el número de palabras código con peso Hamming i, siendo x el máximo peso existente en el alfabeto código; y es una variable elegida arbitrariamente. Sirva como ejemplo el caso del esquema de codificación basado en modulación PPM, que será tratado posteriormente, en el cual todas las palabras código del alfabeto utilizado poseen el mismo peso Hamming $w = 1$ y, por tanto, la función de distribución de peso correspondiente será $A(y) = 2^k \cdot y$.

Por otro lado, se conoce como distribución de peso de un código al conjunto de coeficientes del polinomio $A(y)$,

$$\{A_{d_{min}}, A_{d_{min}+1}, \ldots, A_i, \ldots, A_x\} \tag{5.4}$$

A continuación se presenta la relación entre la función de distribución de peso de un código bloque y la cota de probabilidad de error obtenida para el mecanismo óptico de decodificación.

5.2.2. Decodificación de máxima semejanza para códigos bloque

La estructura de filtro adaptado utilizada en el bloque receptor junto con la suposición de equiprobabilidad de los datos de partida, que permite asegurar la equiprobabilidad de las 2^k palabras código utilizadas, se complementan con el detector de máxima semejanza (ML) que se demuestra óptimo bajo las condiciones planteadas [17, 99, 124, 137].

El mecanismo de detección ML se basa en la selección de la secuencia de datos cuya palabra código asociada tenga una distancia euclídea mínima respecto de la secuencia de muestras recibidas a la salida del filtro adaptado, utilizando detección blanda debido a las claras ventajas en cuanto a prestaciones sobre la detección dura. En este sentido, el algoritmo de decodificación consiste en la aplicación de los siguientes pasos:

1. Cálculo de las distancias euclídeas de la secuencia de muestras recibidas con todas las palabras código del alfabeto utilizado
2. Selección de la palabra código con distancia euclídea mínima junto con la secuencia de información asociada

Al igual que ocurre en el caso de las técnicas de codificación convolucional, existe una relación directa entre la información de la distribución de pesos y la probabilidad

de error [124, 134]. Así, a partir de la función de distribución de pesos $A(y)$, definida en la Ec. 5.3, puede obtenerse la probabilidad de error de bloque P_b como

$$P_b < \sum_{d=d_{min}} A_d Q\left(\sqrt{2d\frac{\left(d_s/2\right)^2}{2\sigma^2}}\right) = \sum_{d=d_{min}} A_d Q\left(\gamma\sqrt{d}\right) \tag{5.5}$$

donde d_{min} es la distancia Hamming mínima del alfabeto código utilizado, A_d es el número de posibles errores de detección de bloques con distancia d y γ queda definida, según la Ec. 4.13, como

$$\gamma = \frac{d_s}{2\sigma} = \frac{P}{\sigma_m} \cdot \Delta_{PAOPR} \cdot \eta_g$$

recordando que d_s es la distancia Euclídea entre los símbolos binarios recibidos y σ es la desviación típica asociada al ruido existente.

Teniendo en cuenta de nuevo que

$$Q(\sqrt{y+z}) \leq Q(\sqrt{y}) \cdot \exp\left(-\frac{z}{2}\right)$$

y definiendo las variables $y = \gamma^2 d_{min}$ y $z = \gamma^2(d - d_{min})$, la Ec. 5.5 puede expresarse como

$$P_b < Q\left(\gamma\sqrt{d_{min}}\right) \cdot e^{d_{min}\gamma^2/2} \cdot \sum_{d=d_{min}} A_d e^{-d\cdot\gamma^2/2} \tag{5.6}$$

En el caso de utilizar códigos bloque en los que se transmita la palabra todo ceros, como ocurre con los códigos bloque lineales, se puede relacionar la cota superior de la probabilidad de error de bloque con la función de distribución de pesos $A(y)$,

$$P_b < Q\left(\gamma\sqrt{d_{min}}\right) \cdot e^{d_{min}\gamma^2/2} \cdot \left[A\left(y\right) - 1\right]\Big|_{y=\exp\left[-\frac{\gamma^2}{2}\right]} \tag{5.7}$$

Sin embargo, la probabilidad de error de bit, P_e, está relacionada con la distribución particular de símbolos binarios en cada una de las palabras código que componen el alfabeto utilizado, de manera que un error de detección de bloque implica que determinados bits pertenecientes al bloque de información de longitud k serán erróneos y otros no. La evaluación de la dependencia de P_e respecto de las palabras código seleccionadas es, en general, bastante complicado [124, 134], puesto que para códigos bloque el factor de conversión entre P_b y P_e depende de un modo complejo de las propiedades de distancia del código utilizado. En este sentido, es válido suponer que un error de detección de bloque no implica un error en todos los k bits que lo componen, por lo que

$$P_e < P_b$$

Así, la Ec. 5.7 puede ser considerada como cota superior de la probabilidad de error de bit P_e.

En las expresiones anteriores se pone de manifiesto de nuevo la relación directa existente entre la probabilidad de error y el parámetro PAOPR, incluido en γ.

5.3. Técnicas de codificación PPM y MPPM.

Una vez establecidas las bases de la búsqueda de esquemas de codificación bloque, con el objetivo de reducir la probabilidad de aparición de pulsos a la salida del transmisor, se plantea la adopción de la filosofía de los esquemas de modulación de pulsos por posición, tanto en su versión de un único pulso, PPM, como de múltiples pulsos, MPPM, generando en base a ésta el alfabeto código $\tilde{C}_N$.

En este sentido, la versión más sencilla de codificador bloque es el basado en la modulación PPM, seleccionando las palabras código del alfabeto a utilizar, de manera que el peso Hamming de cualquiera de ellas sea igual a la unidad, variando únicamente la posición del único símbolo '1' del bloque de salida. Así, la matriz de traducción $\mathbf{A}$ tendría el siguiente aspecto

$$\mathbf{A} = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 & \cdots & 0 \\ 0 & 1 & 0 & \cdots & 0 \\ \vdots & \vdots & \ddots & \ddots & \vdots \\ 0 & 0 & 0 & \cdots & 1 \end{pmatrix}$$

donde se constata el no cumplimiento de las condiciones de linealidad del código generado, descritas en el apartado anterior. Sin embargo, generalizando el proceso de selección de las palabras código del alfabeto $\tilde{C}_N$, puede decirse que éstas tendrán peso Hamming constante $w \geq 1$, por lo que dependiendo de las secuencias seleccionadas, la distancia mínima en el alfabeto utilizado será $d_{min} \geq 2$, dependiendo de la selección de palabras código, mientras que la función de distribución de peso resulta

$$A(y) = 2^k \cdot y^w \tag{5.8}$$

puesto que todas las 2^k palabras tienen el mismo peso w.

Estos esquemas de señalización tienen una importante limitación en cuanto a las posibles tasas de codificación permitidas, impuesta por el mantenimiento de un peso Hamming constante. Este límite viene determinado por la necesidad de que el número de posibles combinaciones de w unos en n posiciones debe ser igual o superior al número de palabras códigos necesarias, es decir,

$$\binom{n}{w} \geq 2^k \tag{5.9}$$

A partir de esta expresión, se obtienen los límites existentes en cuanto a tasa de codificación mostrados en la Fig. 5.3, donde las líneas sólidas representan las fronteras de tasa en función del peso de las palabras código seleccionadas y con puntos, las posibles combinaciones de longitudes de bloques de entrada k y salida n que cumplen con la condición impuesta, en el rango de tasas entre 0.1 y 1. Según los resultados

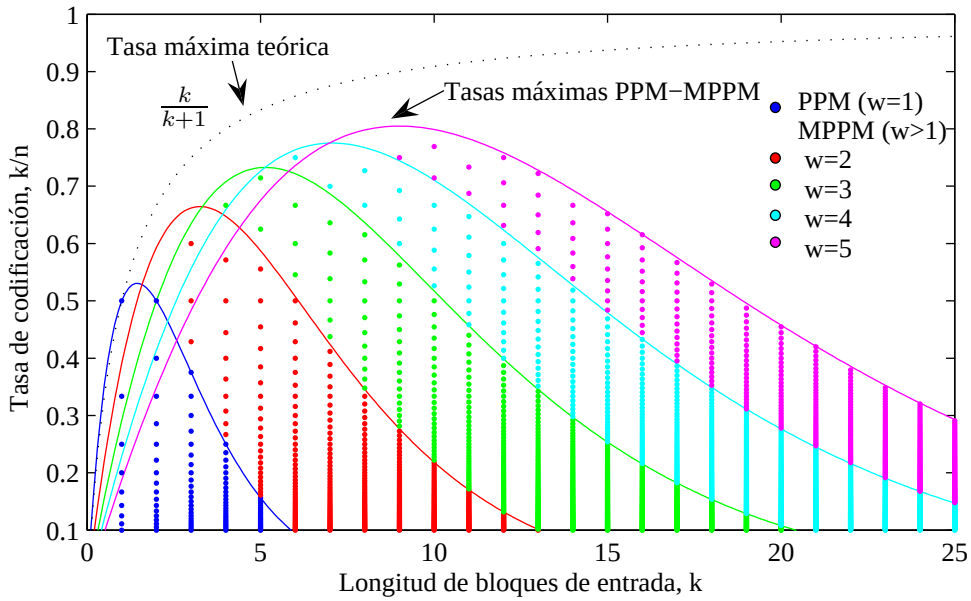


Figura 5.3: Posibles tasas de codificación para el esquema PPM frente a la tasa teórica máxima

mostrados para peso Hamming $w = 1$, el esquema de codificación basado en PPM presenta una clarísima limitación en cuanto a adaptabilidad de tasa de codificación, ya que puede observarse que la máxima tasa alcanzada es de 0.5, al mismo tiempo que resulta imposible utilizar longitudes de bloques de entrada superiores a 5. En cuanto al esquema MPPM, cuyos resultados se presentan para pesos $w = 2 \ldots 5$, se comprueba que, al incrementar la longitud de los bloques de entrada, aumenta el rango de posibles tasas de codificación aunque a un ritmo muy lento y sin llegar a la máxima tasa teórica, a costa de emplear un peso Hamming bastante elevado. La representación que se hace de la relación entre la tasa de codificación y el peso w se basa en la utilización siempre del mínimo peso posible en las palabras código generadas, para cumplir con el objetivo de minimizar la probabilidad de aparición de pulsos a la salida. En este sentido, como cabía esperar, el método de generación de palabras código permite reducir la probabilidad de aparición de símbolos '1' a la salida de la trama codificada, ya que suponiendo que los símbolos de entrada son equiprobables, $prob(a_k = 1) = w/n$ y, por tanto, se produce un incremento en la relación de potencia óptica pico a promedio determinado por

$$\Delta_{PAOPR} = \frac{n}{2w} \tag{5.10}$$

En la Fig. 5.4 se presentan los resultados obtenidos para factores de reducción de tasa de 2, 4 y 8, en función de la longitud de los bloques de entrada k.

Al igual que antes, en azul se representa la mejora en el parámetro PAOPR obtenida al utilizar codificación PPM, la cual experimenta un claro aumento al utilizar bloques de entrada más extensos. Este aumento en el parámetro de referencia continúa al utilizar

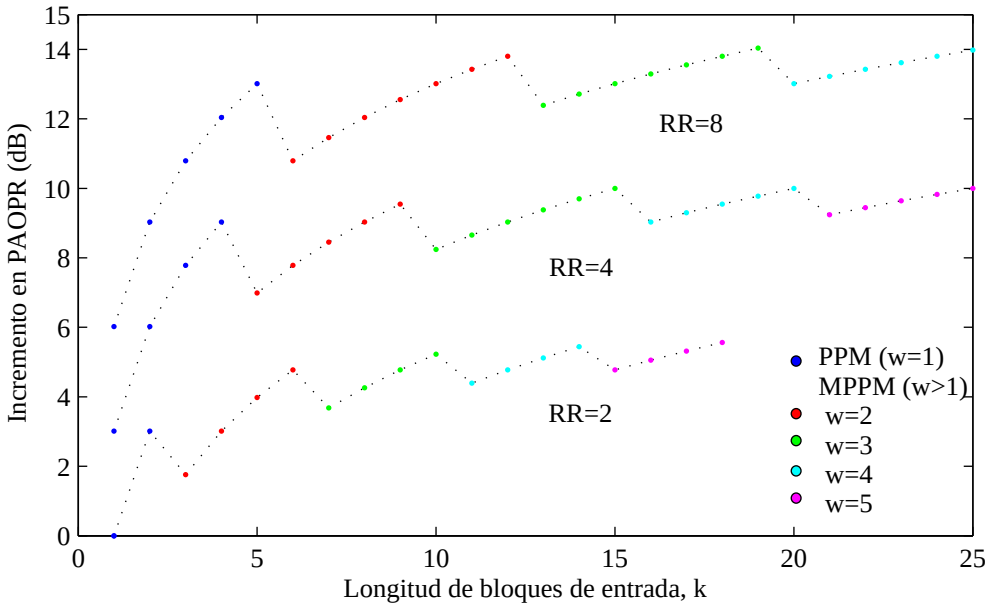


Figura 5.4: Δ_{PAOPR} obtenido con el esquema de codificación PPM y MPPM en función de la longitud de los bloques de entrada al codificador

códigos con palabras de peso Hamming superiores a 1, aunque puede comprobarse que el incremento tiende a estabilizarse.

Por otro lado, el comportamiento con forma de diente de sierra que presentan las curvas es resultado de la relación que mantienen los parámetros k, n y w. Así, para una misma tasa de codificación y manteniendo constante el peso w, al aumentar el valor de k y, por tanto, de n, la probabilidad de aparición de símbolos lógicos '1' decrece, mientras que los incrementos en el peso Hamming necesario se traducen en caídas bruscas de Δ_{PAOPR} debido a la mayor presencia de símbolos '1' en las palabras código utilizadas.

En lo que respecta a las cotas de probabilidad de error, tanto para el caso de PPM como de MPPM, la Ec. 5.7 no es válida, ya que la palabra de todo ceros no está incluida en los alfabetos generados, por lo que, particularizando la Ec. 5.5 para el caso de PPM, la cota teórica de probabilidad de error se reduce a

$$P_e < (2^k - 1) \cdot Q\left(\gamma\sqrt{2}\right) \tag{5.11}$$

teniendo en cuenta que $d = d_{min} = 2$, entre cualesquiera palabras código del alfabeto generado y, por tanto, $A_d = 2^k - 1$.

En el caso de la técnica MPPM, la distancia entre palabras código dependerá de la selección de palabras realizada de manera que, dependiendo del peso elegido y de la existencia o no de solapamiento entre símbolos '1' de diferentes palabras código, el parámetro d_{min} será igual o superior a 2. En este sentido, en [114] se propone la siguiente

expresión como cota superior de la probabilidad de error de bloque, suponiendo que en el alfabeto código se utilizan todas las palabras código disponibles de peso w,

$$P_e < \sum_{z=1}^{w} \binom{w}{z}\binom{n-w}{z} \cdot Q\left(\gamma\sqrt{2z}\right) \tag{5.12}$$

donde $\binom{w}{z}\binom{n-w}{z}$ es el número de palabras código con distancia mutua $d = 2z$, puesto que puede comprobarse fácilmente que para cualquier valor de peso elegido y cualesquiera palabras código del alfabeto, la distancia Hamming entre ellas es siempre un número par. La variable z se corresponde con el número de símbolos '1' no solapados entre palabras código, de manera que la mínima distancia entre palabras código vendrá dada para $z = 1$. Para valores altos de relación señal a ruido, el término dominante del sumatorio será el correspondiente a la distancia $d = d_{min} = 2$

$$P_e < w(n-w) \cdot Q\left(\gamma\sqrt{2}\right) \tag{5.13}$$

siendo n la longitud de las palabras código utilizadas y w el peso Hamming utilizado. Puede comprobarse la correspondencia con la técnica PPM, en el caso de $w = 1$, suponiendo que se utilizan todas las palabras código de peso unidad.

Tanto en el caso de PPM como de MPPM, puede observarse que el factor determinante del comportamiento del esquema de transmisión utilizado es el parámetro γ o, de manera equivalente, el incremento en el parámetro PAOPR, como se corrobora

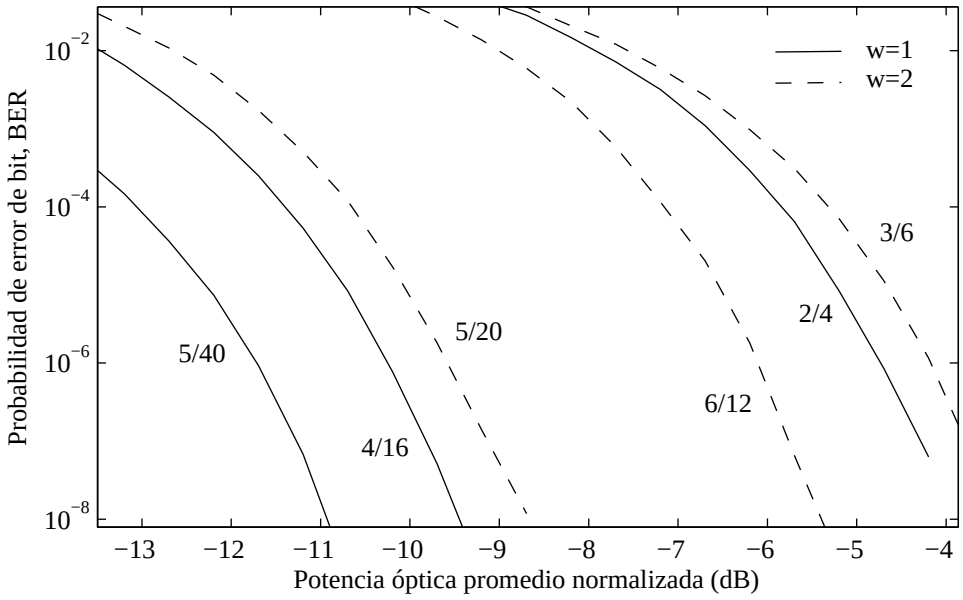


Figura 5.5: BER frente a potencia óptica promedio normalizada, para la técnica de codificación PPM y MPPM para una velocidad de 100 Mb/s y diversas tasas de codificación

en la Fig. 5.5, donde se presentan algunos resultados de simulaciones realizadas para varios esquemas de codificación PPM y MPPM con tasas de codificación significativas. Como cabe esperar, la tendencia de la probabilidad de error sigue fielmente el comportamiento del incremento en el valor de la PAOPR descrito en la Fig. 5.4, presentando los códigos de tasas 6/12, 4/16 y 5/40 mejores resultados acorde con los valores de Δ_{PAOPR} proporcionados.

5.4. Esquema de codificación MPPM con peso Hamming variable

El método de codificación de bloque que se presenta aquí, y denominado en adelante como vw-MPPM, es una extensión del esquema MPPM descrito anteriormente y modificado para conseguir una técnica de transmisión de tasa adaptativa que maximice en todo lo posible el parámetro PAOPR, eliminando en lo posible las limitaciones de la versión con peso Hamming constante.

Como se ha comentado anteriormente, la mejora en las prestaciones ofrecidas por el esquema de codificación es consecuencia directa de la correcta elección de las palabras código de $\tilde{C}_N$. Esta selección no se basa sólo en la generación de palabras código mediante la estrategia MPPM sino que además se permite la inclusión en el alfabeto de palabras código con diferente peso Hamming, dando lugar a una codificación bloque con un número de pulsos variable por cada palabra código transmitida. En este sentido, si $C_{n,w}$ es el alfabeto código formado por todas las posibles palabras código de longitud n y peso Hamming w, el código $\tilde{C}_N$ incluirá las siguientes palabras código del alfabeto $C_{n,w}$

$$\tilde{C}_N = \left(\bigcup_{i=0}^{x-1} C_{n,i} \right) \bigcup \tilde{C}_{n,x} \tag{5.14}$$

donde $\tilde{C}_{n,x}$ indica el subconjunto de palabras código de $C_{n,x}$ utilizado en $\tilde{C}_N$. Así, la tabla de codificación asociada a $\tilde{C}_N$ está formada por todas las posibles palabras código con peso Hamming i, siendo $0 \leq i \leq (x-1)$, y un determinado número de palabras código de peso máximo x dado por el cardinal del subconjunto $\tilde{C}_{n,x}$, definido en la Ec. 5.15, donde $|C|$ indica el cardinal del conjunto C y $\binom{n}{i}$ es el número de palabras código de longitud n y peso Hamming i que forman el alfabeto $C_{n,i}$. Esta definición implica la utilización de la palabra código todo ceros, única perteneciente al alfabeto $C_{n,0}$.

$$|\tilde{C}_{n,x}| = 2^k - \sum_{i=0}^{x-1} |C_{n,i}| = 2^k - \sum_{i=0}^{x-1} \binom{n}{i} \tag{5.15}$$

En la Tabla 5.1 se muestra un ejemplo de código bloque con tasa de codificación 6/12, el cual necesita un peso Hamming máximo $x = 2$ lo que implica que todas las

Tabla 5.1: Palabras código de $\tilde{C}_N$ en un código de tasa $\frac{6}{12}$ con $x = 2$

$C_{n,i}$	c_n	Número de palabras código
$C_{12,0}$	000000000000	1
	100000000000	
$C_{12,1}$	010000000000	12
	⋮	
	000000000001	
	110000000000	
$\tilde{C}_{12,2}$	101000000000	$2^6 - 13 = 51$
	⋮	

palabras código de $C_{n,0}$ y $C_{n,1}$ están incluidas en el alfabeto código generado. Al mismo tiempo, de $C_{n,2}$ sólo se utilizan las necesarias hasta completar las 2^k palabras código del alfabeto $\tilde{C}_N$.

Del método de definición del esquema vw-MPPM se deduce que, al pertenecer la palabra código todo ceros al alfabeto utilizado, como es el caso de los códigos bloque lineales, la distancia mínima coincidirá con el mínimo peso Hamming de cuantas palabras contenga el código generado. Así, se puede decir que $d_{min} = 1$, precio pagado por minimizar al máximo la presencia de pulsos en la trama codificada. Cabe esperar que el aumento en la PAOPR producido compense el inconveniente de la distancia mínima tan pequeña, siempre que los sistemas de gestión de sincronismo funcionen correctamente. Del mismo modo, puede definirse la función de distribución de peso como

$$A(y) = \sum_{i=0}^{x} A_i \cdot y^i = \sum_{i=0}^{x-1} |C_{n,i}| \cdot y^i + |\tilde{C}_{n,x}| \cdot y^x = \sum_{i=0}^{x-1} \binom{n}{i} \cdot y^i + \left[2^k - \sum_{i=0}^{x-1} \binom{n}{i}\right] \cdot y^x \tag{5.16}$$

Por último, la expresión de la cota superior de la probabilidad de error, para el esquema de codificación vw-MPPM, queda definida como

$$P_b < Q(\gamma) \cdot e^{\gamma^2/2} \cdot \left[A\left(e^{-\gamma^2/2}\right) - 1\right] \tag{5.17}$$

tal y como se desprende de la Ec. 5.7 al particularizar para una distancia mínima $d_{min} = 1$.

5.4.1. Restricciones en la tasa de codificación

El método de codificación de bloques que se propone, al igual que los esquemas PPM y MPPM descritos anteriormente, tiene varias limitaciones en cuanto a las tasas

de codificación que se pueden obtener, en función de k y del máximo peso Hamming x permitido en $\tilde{C}_N$. De la definición de $\tilde{C}_N$, se deducen dos condiciones de obligado cumplimiento

1. Para utilizar palabras código de peso Hamming x, es necesario agotar las palabras código de peso $(x-1)$, $(x-2)$, ..., 0.

$$|\tilde{C}_{n,x}| > 0 \Rightarrow 2^k > \sum_{i=0}^{x-1} \binom{n}{i} \tag{5.18}$$

2. El número de palabras código de longitud n y peso Hamming x resulta suficiente para completar la tabla de traducción de 2^k palabras código.

$$|C_{n,x}| \geq |\tilde{C}_{n,x}| \Rightarrow \binom{n}{x} \geq 2^k - \sum_{i=0}^{x-1} \binom{n}{i} \tag{5.19}$$

De estas dos condiciones se deduce que los parámetros de diseño k, n y el peso Hamming máximo x deben satisfacer la expresión

$$\binom{n}{x} + \sum_{i=0}^{x-1} \binom{n}{i} > 2^k > \sum_{i=0}^{x-1} \binom{n}{i} \tag{5.20}$$

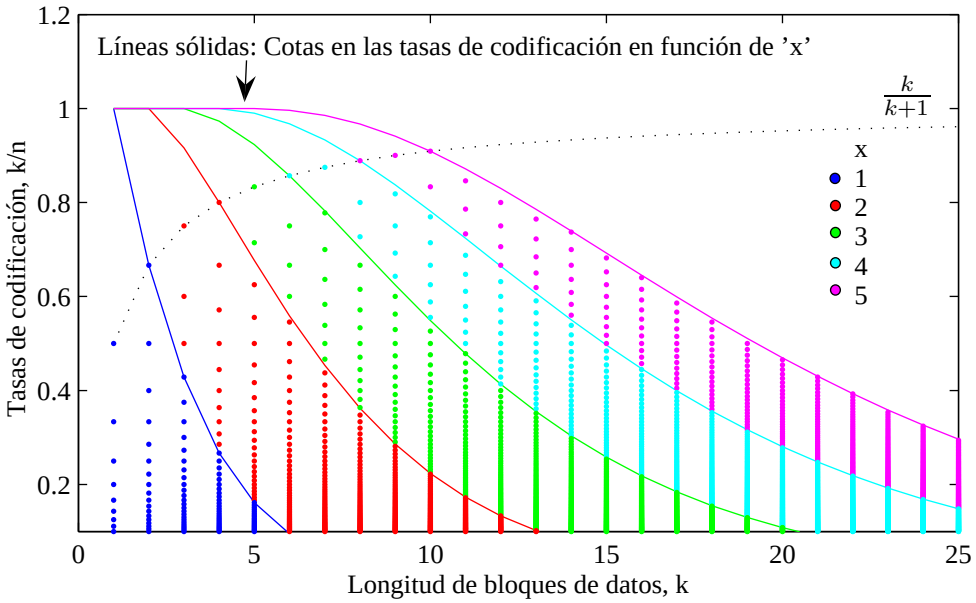


Figura 5.6: Restricciones en la tasa de codificación frente a la longitud de los bloques de datos k. El color identifica el máximo peso x permitido en cada palabra código

la cual implica que las palabras código con peso Hamming $i > x$ no van a utilizarse. Sin embargo, las palabras código con peso $0 \leq i \leq x$ serán asignadas a diferentes bloques de datos, con el límite de las 2^k posibles combinaciones de datos de longitud k. Evidentemente, el objetivo de maximizar el parámetro PAOPR obliga a que las palabras código de menor peso Hamming sean seleccionadas en primer lugar, comenzando por la palabra todo ceros. En contraste, el esquema MPPM descrito previamente, en la mayoría de las ocasiones vinculado a códigos $C_{n,2}$, se presenta mucho menos versátil que el método de codificación aquí propuesto.

Las restricciones en los valores de k, n y x se deducen de la Ec. 5.20 mediante modificación de la expresión, obteniendo así cotas superiores e inferiores para las tasas de codificación en función de estos parámetros. Estas cotas se muestran, mediante líneas sólidas, en la Fig. 5.6, donde se presentan, además, las posibles tasas de codificación en función de los parámetros k y x, como puntos con color. Se puede observar, por ejemplo que utilizando palabras código con peso Hamming de hasta 2, pueden generarse códigos vw-MPPM con tasas de codificación de hasta 0.8, habilitando así un gran rango de velocidades de transmisión posibles.

Puede comprobarse que en el caso del esquema vw-MPPM, para cualquier valor de k existe una combinación de valores para n y x que permiten conseguir la tasa de codificación máxima dada por k/(k+1) y dibujada como línea discontinua, pudiendo obtener altas tasas de codificación con un peso máximo reducido. Al mismo tiempo, la existencia de tan alto número de posibles combinaciones de parámetros permite diseñar un sistema de transmisión de tasa adaptativa con una alta versatilidad en cuanto a la capacidad de adaptación de la velocidad de transmisión a las condiciones del canal.

5.4.2. Análisis de prestaciones

El principal objetivo del esquema de codificación propuesto es maximizar el parámetro PAOPR, minimizando la presencia de pulsos en la señal óptica transmitida. En este sentido, el método de selección de las palabras código del alfabeto $\tilde{C}_N$ está optimizado, reduciendo la probabilidad de presencia de pulsos en las palabras código transmitidas. Como se ha descrito anteriormente, la técnica MPPM clásica utiliza códigos $C_{n,w}$, manteniendo constante el peso Hamming w para todas las palabras código utilizadas. Sin embargo, el método de codificación vw-MPPM aquí propuesto proporciona una probabilidad de aparición de pulsos determinada por el método de selección de las palabras código del alfabeto. Así, teniendo en cuenta que $\tilde{C}_N$ contiene todas las posibles palabras código de peso Hamming $0 \leq i \leq (x-1)$ y un subconjunto de las palabras con peso $i = x$, la probabilidad de aparición de un símbolo lógico '1' en la palabra código de salida vendrá determinada por la probabilidad de aparición de cada una de las palabras código del alfabeto y por la probabilidad de aparición de un '1' en cada una de esas

palabras código,

$$prob(a_k = 1) = \sum_{i=0}^{2^k-1} prob(\mathbf{c}_{n,i}) \cdot prob\left(c_{n,i}^{(r)} = 1\right) = \frac{1}{2^k} \sum_{i=0}^{2^k-1} prob\left(c_{n,i}^{(r)} = 1\right) \tag{5.21}$$

donde se ha supuesto de nuevo equiprobabilidad de los símbolos binarios de información originales. Desarrollando el término $prob(c_{n,i}^{(r)} = 1)$ en función de la información de pesos de la que se dispone, la anterior expresión queda como sigue,

$$prob(a_k = 1) = \frac{1}{2^k}\left[\sum_{i=1}^{x-1} \frac{i}{n} \cdot |C_{n,i}| + \frac{x}{n} \cdot |\tilde{C}_{n,x}|\right] \tag{5.22}$$

o, calculando los cardinales de los alfabetos correspondientes,

$$prob(a_k = 1) = \frac{1}{2^k}\left[\sum_{i=1}^{x-1} \frac{i}{n} \cdot \binom{n}{i} + \frac{x}{n}\left(2^k - 1 - \sum_{i=1}^{x-1} \binom{n}{i}\right)\right] \tag{5.23}$$

donde i/n, con $0 < i \leq x$, indica la probabilidad de que en un bloque de longitud n haya i símbolos '1'.

Mediante simples manipulaciones matemáticas se obtiene que, para una tasa de codificación k/n y palabras código con máximo peso Hamming x,

$$prob(a_k = 1) = \left(1 - \frac{1}{2^k}\right) \cdot \frac{x}{n} - \frac{1}{2^k} \cdot \sum_{i=1}^{x-1}\left[\binom{n}{i} \cdot \frac{x-i}{n}\right] \tag{5.24}$$

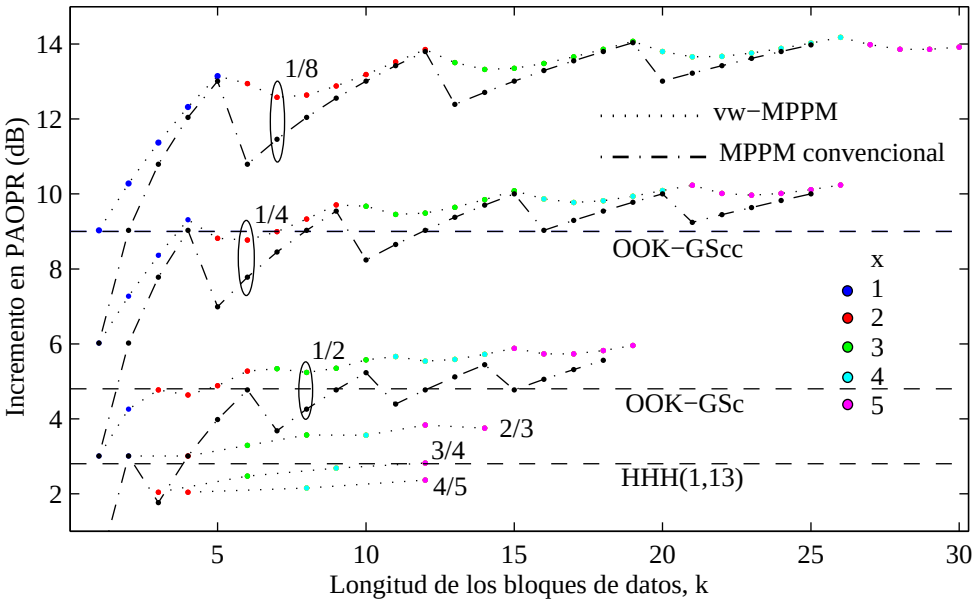


Figura 5.7: Incremento en el parámetro PAOPR frente a la longitud de bloque de datos k para diferentes tasas de codificación

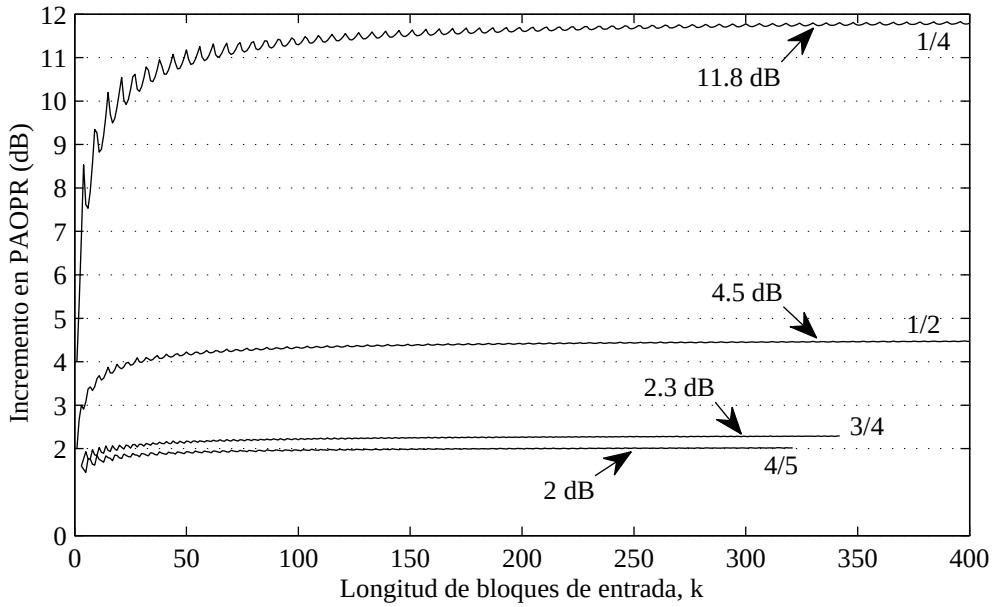


Figura 5.8: Límites asintóticos del parámetro Δ_{PAOPR} obtenidos para códigos vw-MPPM de diferentes tasas de codificación en función de la longitud de los bloques de datos k

A partir de la Ec. 5.24, se obtienen los datos mostrados en la Fig. 5.7, donde se muestra el incremento en el parámetro PAOPR frente a la longitud de los bloques de datos k para valores de tasa de codificación entre 1/8 y 4/5. El máximo número de pulsos utilizado en cada caso se indica utilizando colores azul, rojo, verde, celeste o magenta para $x = 1$, 2, 3, 4 y 5, respectivamente. Aquí, los incrementos de la PAOPR obtenidos en [59, 60] y reproducidos en la tabla 3.17, constituyen una referencia para el análisis de esta técnica de codificación. En este sentido, OOK-GSc, OOK-GScc y HHH(1,13) proporcionan incrementos de 4.7 dB, 9 dB y 2.8 dB para tasas de codificación de 1/2, 1/4 y 2/3, respectivamente, que son superados ampliamente por los códigos propuestos, como se muestra en la Fig. 5.7. Además, también se pone de manifiesto el inferior aumento de PAOPR proporcionado por la técnica MPPM clásica con cualquier peso Hamming utilizado, marcado con línea discontinua.

Por otro lado y al igual que ocurría para los esquemas de codificación MPPM, existe una tendencia a la estabilización de los niveles de mejora en la PAOPR al aumentar la longitud de bloques de entrada k, por lo que se han realizado cálculos para valores de k elevados a partir de las expresiones anteriores, donde se obtienen los límites en Δ_{PAOPR} cuando $k \to \infty$, mostrados en la Fig. 5.8. Se puede observar una clara tendencia a la saturación en los niveles de mejora de PAOPR, al mismo tiempo que el efecto de diente de sierra se ve atenuado conforme aumenta la longitud k, debido principalmente a la dependencia exponencial decreciente de la probabilidad de aparición de símbolos '1' con el parámetro k.

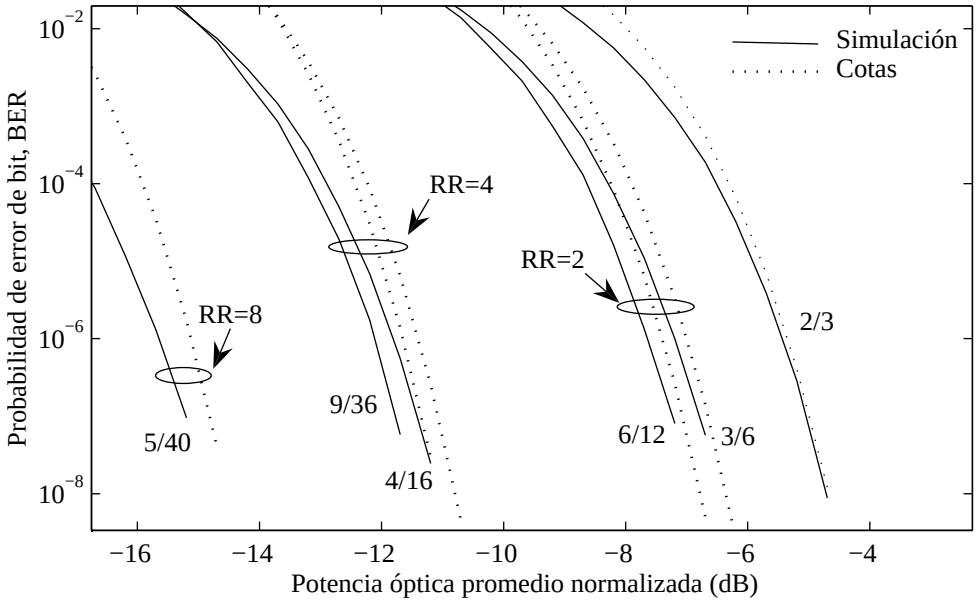


Figura 5.9: Probabilidades de error simuladas y cotas teóricas para la técnica de codificación vw-MPPM. Simulaciones realizadas a 50 Mb/s

Los resultados del estudio del parámetro PAOPR se corroboran en las Fig. 5.9 y 5.10, donde se presentan las curvas de probabilidad de error obtenidas para diferentes tasas de codificación y esquemas de modulación, a velocidades nominales de transmisión de 50 Mb/s y 100 Mb/s, respectivamente. Al mismo tiempo, con líneas punteadas se presentan las cotas superiores asociadas a cada uno de los códigos simulados, verificando así la validez de los resultados obtenidos. Las curvas de BER obtenidas en [59, 63] para las técnicas de codificación OOK-GSc, OOK-GScc y HHH(1,13) se reproducen en la Fig. 5.11. Los códigos bloque simulados no usan memoria y, por tanto, permiten la utilización del esquema de decodificación ML previamente descrito. Los códigos bloque han sido seleccionados según los incrementos de PAOPR mostrados en la Fig. 5.7: para obtener una reducción de tasa $RR = 2$, se han elegido códigos de tasas 3/6 y 6/12 con $x = 2$, mientras que para $RR = 4$, se han usado códigos de tasas 4/16 y 9/36 con $x = 1$ y $x = 2$, respectivamente. En el caso de $RR = 8$, se ha simulado el código bloque 5/40 con $x = 1$. Además, se ha simulado también el código bloque de tasa 2/3 y $x = 1$ con el objeto de compararlo directamente con el estándar HHH(1,13).

En la Fig. 5.11 se comprueba que los resultados de BER proporcionados por los esquemas de codificación bloque vw-MPPM simulados son considerablemente mejores que los obtenidos con los formatos OOK con memoria. La superioridad se hace más evidente si se comparan con las técnicas de codificación HHH(1,13), ya sea la versión definida en el estándar VFIr, o la híbrida con silencios descrita en el capítulo anterior.

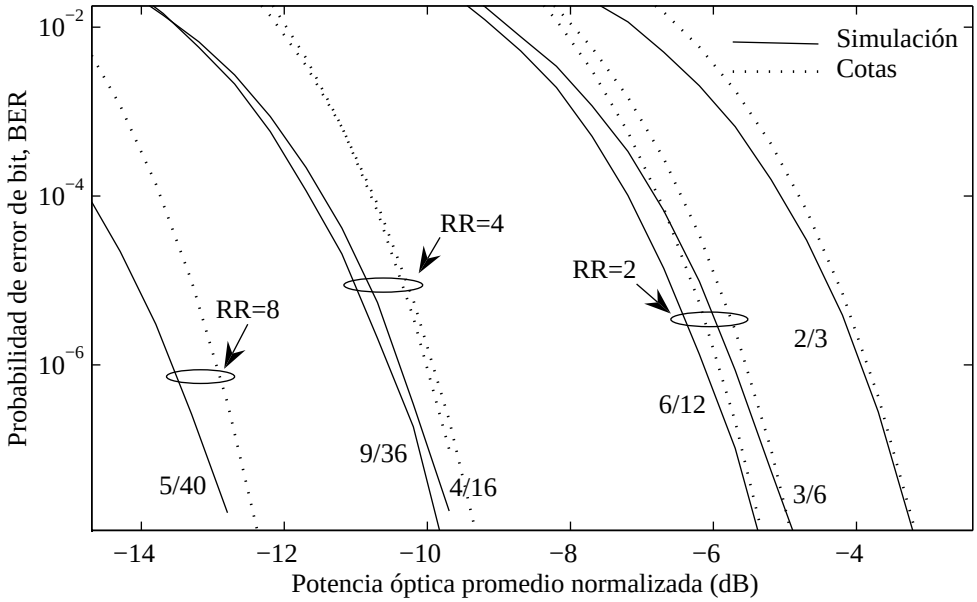


Figura 5.10: Probabilidades de error simuladas y cotas teóricas para la técnica de codificación vw-MPPM. Simulaciones realizadas a 100 Mb/s

Por otro lado, se verifica de nuevo la dependencia de la BER respecto de Δ_{PAOPR}, en cuanto que curvas correspondientes a códigos bloque con máximos en la mejora de la relación de potencia pico a promedio, según la Fig. 5.7, ofrecen mejores prestaciones que otros códigos también simulados y que no presentan una incremento de PAOPR tan acusado, como es el caso de los códigos vw-MPPM con tasas 6/12 y 9/36 frente a los códigos 3/6 y 4/16 respectivamente.

Consideración de memoria de repetición de bloques en vw-MPPM

Una forma de incrementar en mayor medida el parámetro PAOPR se basa en la utilización de determinadas palabras código disponibles en el alfabeto definido para indicar la existencia de una repetición en los bloques de datos de entrada, de manera que las palabras código de mayor peso sean repetidas el menor número de veces.

Así, el mecanismo de codificación vw-MPPM con memoria de repetición de bloques implica la generación de una tabla de traducción entre los alfabetos C_K y $\tilde{C}_N$ en la que determinados bloques de información del primero tendrán una doble asignación de palabras código, condicional a la detección o no de una repetición de dicho bloque. De este modo, la codificación del bloque $\mathbf{c}_{k,j}$ dependerá del siguiente bloque de información a transmitir, de manera que si es distinto, se codificará como $\mathbf{c}_{n,j}$, y si se detecta

MENÚ SALIR

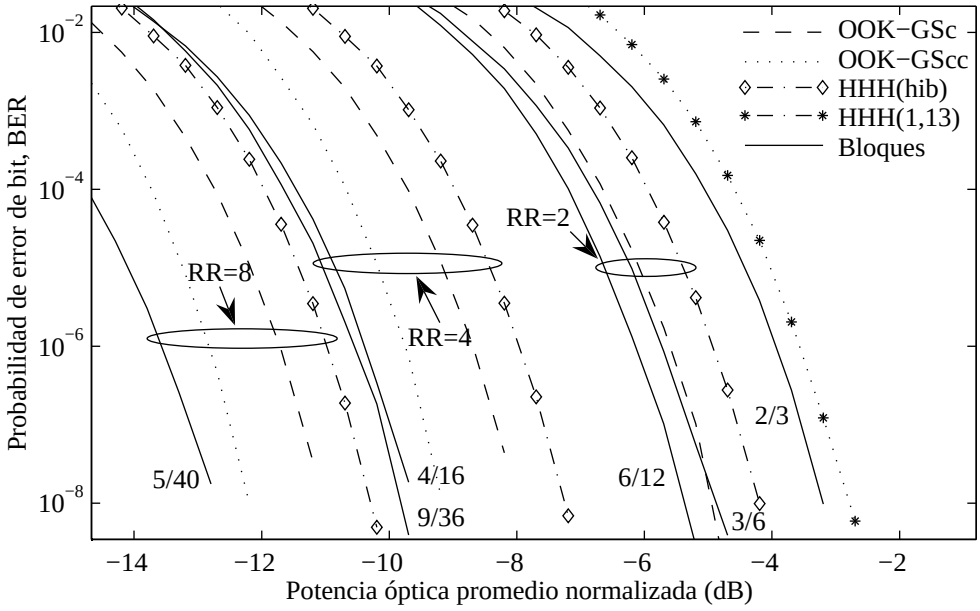


Figura 5.11: BER frente a potencia óptica promedio normalizada, para la técnica de codificación de bloques junto con los formatos OOK con memoria y HHH(1,13). La velocidad nominal de transmisión es de 100 Mb/s. Las curvas están agrupadas según el parámetro de reducción de tasa (RR)

repetición la secuencia de los dos bloques se codificará como $\mathbf{c}'_{n,j}\mathbf{c}_{n,0}$, tal y como se refleja a continuación.

$$\begin{array}{ccccc} C_K & & \tilde{C}_N & & \\ \mathbf{c}_{k,0} & \leftrightarrow & \mathbf{c}_{n,0} & & \\ \mathbf{c}_{k,1} & \leftrightarrow & \mathbf{c}_{n,1} & & \\ \vdots & \vdots & \vdots & & \\ \mathbf{c}_{k,i} & \leftrightarrow & \mathbf{c}_{n,i} & & \overbrace{\qquad\qquad}^{\text{Repetición}} \\ \mathbf{c}_{k,j} & \leftrightarrow & \mathbf{c}_{n,j} & \rightarrow & \mathbf{c}'_{n,j}\ \mathbf{c}_{n,0} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ \mathbf{c}_{k,2^k-1} & \leftrightarrow & \mathbf{c}_{n,2^k-1} & \rightarrow & \mathbf{c}'_{n,2^k-1}\ \mathbf{c}_{n,0} \end{array} \tag{5.25}$$

La técnica OOK-GSc, descrita en el capítulo 3, constituye un claro ejemplo de este método de codificación con memoria, de cuyo modelo de Markov [58] puede deducirse de forma directa la utilización de un código bloque con memoria de repetición, de tasa 1/2 con $x = 1$. En el siguiente ejemplo se presenta un código bloque vw-MPPM de tasa 3/4 que utiliza memoria para identificar la repetición de las tres últimas palabras

código del alfabeto que tienen un peso Hamming mayor.

$$
\begin{array}{cccc}
C_K & & \tilde{C}_N & \\
000 & \leftrightarrow & 0000 & \\
001 & \leftrightarrow & 1000 & \\
010 & \leftrightarrow & 0100 & \\
011 & \leftrightarrow & 0010 & \\
100 & \leftrightarrow & 0001 & \\
101 & \leftrightarrow & 1100 & \rightarrow \overbrace{01100000}^{\text{Repetición}} \\
110 & \leftrightarrow & 1010 & \rightarrow 01010000 \\
111 & \leftrightarrow & 1001 & \rightarrow 00110000
\end{array}
$$

Es obvio que evitar la repetición de las palabras código de mayor peso permitirá incrementar en mayor medida el parámetro PAOPR, al reducirse la probabilidad de aparición de símbolos '1' en la trama codificada. En este sentido, la modificación del método de codificación vw-MPPM para incorporar la memoria de repetición de bloque implica una modificación del método de cálculo de $prob(a_k = 1)$, en la cual juega un papel relevante la probabilidad de repetición de los bloques de entrada. Según la definición del código mostrada en la Ec. 5.25,

$$
\begin{aligned}
prob(a_k = 1) = &\sum_{s=0}^{j-1} prob(\mathbf{c}_{k,s}) \cdot prob_1(\mathbf{c}_{n,s}) + \\
+ &\sum_{s=j}^{2^k-1} \left[prob\left(\mathbf{c}'_{n,s}/\mathbf{c}_{k,s}\right) \cdot prob_1(\mathbf{c}'_{n,s}) + prob\left(\mathbf{c}_{n,s}/\mathbf{c}_{k,s}\right) \cdot prob_1(\mathbf{c}_{n,s}) \right]
\end{aligned}
\tag{5.26}
$$

donde $prob_1(\cdot)$ es la probabilidad de que aparezca un símbolo '1' en una palabra código determinada. La probabilidad de repetición de un bloque de datos de entrada influye directamente en las probabilidades de transmisión de las palabras código $\mathbf{c}_{n,s}$ o $\mathbf{c}'_{n,s}$, condicionadas al bloque de información $\mathbf{c}_{k,s}$, respectivamente $prob\left(\mathbf{c}_{n,s}/\mathbf{c}_{k,s}\right)$ y $prob\left(\mathbf{c}'_{n,s}/\mathbf{c}_{k,s}\right)$.

Sin embargo, la probabilidad de que se repita un bloque de información, si se mantiene la suposición de símbolos binarios equiprobables a la entrada, decrece exponencialmente conforme aumenta la longitud de bloques k, puesto que por ejemplo, la probabilidad de que se repita una vez un bloque de información de longitud k es

$$
prob(\mathbf{c}_{k,s}\mathbf{c}_{k,s}) = prob(\mathbf{c}_{k,s}) \cdot prob(\mathbf{c}_{k,s}) = \frac{1}{2^k} \cdot \frac{1}{2^k} = \frac{1}{2^{2k}}
$$

En la Fig. 5.12 se muestran los incrementos en la PAOPR proporcionados por diferentes códigos bloque con memoria, marcados como 'x', concluyendo que, como se esperaba, la utilización de memoria en el proceso de codificación no proporciona una mejora apreciable cuando la longitud de los bloques de datos k supera un umbral determinado. De hecho, para $k \geq 5$ las diferencias en el aumento del parámetro PAOPR son totalmente imperceptibles, no justificando así el aumento de complejidad de implementación que conlleva la utilización de memoria en la codificación.

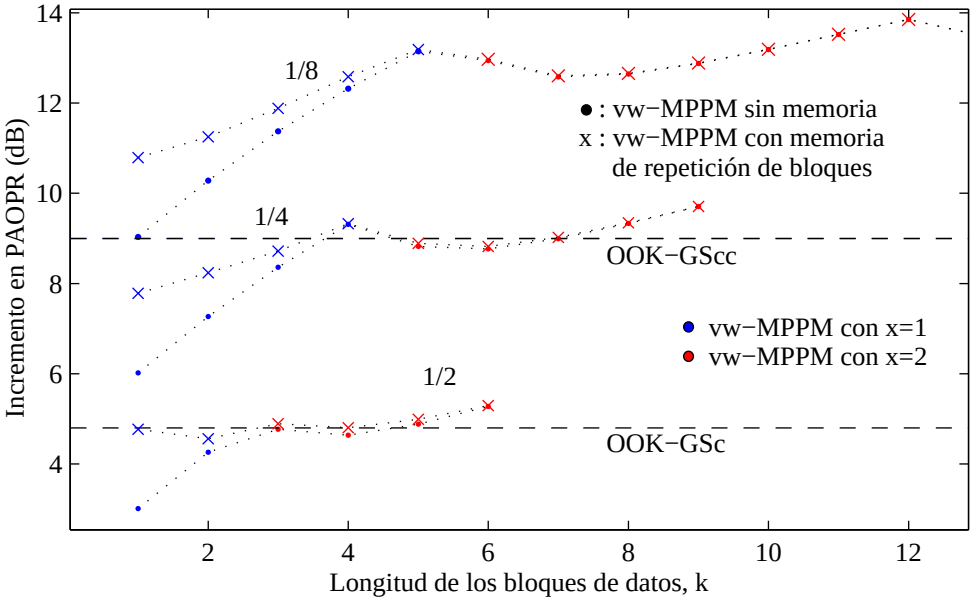


Figura 5.12: Incremento en el parámetro PAOPR frente a la longitud de bloque de datos k para diferentes tasas de codificación

5.4.3. Análisis espectral

Una vez propuesto el esquema de codificación vw-MPPM como alternativa a las técnicas de transmisión existentes y utilizadas hasta ahora en sistemas ópticos inalámbricos, se profundiza aún más en las prestaciones del mismo realizando un análisis de las características espectrales asociadas a las señales transmitidas, partiendo de la utilización de los pulsos gaussianos con ciclo de trabajo reducido del 25 %, tal y como se ha descrito en el capítulo 2 [64].

En este sentido, la señal de potencia óptica instantánea transmitida cuando se utiliza un código bloque de tasa de codificación k/n, definido por el alfabeto código $\tilde{C}_N$ tal y como se ha descrito anteriormente, puede definirse mediante la siguiente expresión

$$x(t) = \sum_{i=-\infty}^{\infty} \sum_{j=1}^{n} b_i^{(j)} p(t - (j-1)T_b - iT_n) \tag{5.27}$$

donde $b_i^{(j)}$ es el símbolo j-ésimo de la trama de código i-ésima definida por el vector fila $\mathbf{b}_i$ de longitud n; T_b y $T_n = nT_b$ son los tiempos de bit y de palabra código respectivamente, mientras que $p(t)$ define la forma de pulso utilizada.

En el ámbito de la codificación bloque, la estacionariedad de la secuencia de datos binarios de entrada al codificador asegura exclusivamente la estacionariedad de la secuencia de palabras código que forma la señal de salida, por lo que dicha señal tendrá un

MENÚ SALIR

comportamiento cicloestacionario con período T_n. Partiendo de este hecho, el procedimiento para calcular la densidad espectral de potencia, mediante la utilización de matrices de correlación, se describe en [25], donde el espectro de la señal de potencia transmitida, $S_x(f)$, viene determinado por la expresión

$$S_x(f) = f_n \left|P(f)\right|^2 \left\{ \sum_{m=-\infty}^{\infty} e^{j\omega m T_n} \mathbf{v}\mathbf{R_m}\mathbf{v}^* \right\} \tag{5.28}$$

donde $f_n = 1/T_n$, $P(f)$ es la transformada de Fourier del pulso utilizado mientras que el vector fila $\mathbf{v}$ se establece por definición como

$$\mathbf{v} = \begin{pmatrix} e^{j\omega T_b} & e^{j\omega 2T_b} & \dots & e^{j\omega n T_b} \end{pmatrix} \tag{5.29}$$

siendo $\mathbf{v}^*$ la versión transpuesta conjugada de $\mathbf{v}$.

Como se puede apreciar, en la expresión 5.28 se introducen las denominadas matrices de correlación de palabras código $\mathbf{R}_m$, calculadas aplicando el operador esperanza sobre las palabras código que definen el alfabeto $\tilde{C}_N$,

$$\mathbf{R}_m = E\left\{\mathbf{c}_{n,i}\mathbf{c}_{n,i+m}\right\} \tag{5.30}$$

donde $E\{\cdot\}$ es el operador esperanza.

El cálculo de estas matrices se realiza a partir de la tabla de traducción o matriz de codificación $\mathbf{A}$ y de la matriz de probabilidad conjunta entre las palabras código $\mathbf{c_i}$ y $\mathbf{c_{i+m}}$, denotada como $\mathbf{P_m}$, del siguiente modo,

$$\mathbf{R}_m = \mathbf{A}^T\mathbf{P}_m\mathbf{A} \tag{5.31}$$

indicando el superíndice T la transposición de la matriz correspondiente.

La ecuación 5.28 puede ser descompuesta en términos de las componentes continua y discreta del espectro, $X_c(f)$ y $X_d(f)$ respectivamente, según

$$S_x(f) = f_n \left|P(f)\right|^2 \left\{ X_c(f) + f_n X_d(f) \sum_{i=-\infty}^{\infty} \delta(f - i f_n) \right\} \tag{5.32}$$

En este sentido, las componentes espectrales $X_c(f)$ y $X_d(f)$ pueden expresarse a partir de las matrices de correlación definidas en la Ec. 5.30 como

$$X_c(f) = \mathbf{v}\mathbf{\Gamma}_1\mathbf{v}^* + 2\mathrm{Re}\left\{\mathbf{v}\mathbf{\Gamma}_2\mathbf{v}^*\right\} \tag{5.33a}$$

$$X_d(f) = \mathbf{v}\mathbf{R}_\infty\mathbf{v}^* \tag{5.33b}$$

donde $\mathbf{R}_\infty = \lim_{m\to\infty} \mathbf{R}_m$ y

$$\mathbf{\Gamma}_1 = \mathbf{R}_0 - \mathbf{R}_\infty \tag{5.34a}$$

$$\mathbf{\Gamma}_2 = \sum_{i=1}^{\infty} \exp(-j\omega i T_n)(\mathbf{R}_i - \mathbf{R}_\infty) \tag{5.34b}$$

Como el esquema de codificación vw-MPPM no utiliza memoria en el proceso de codificación, a efectos del algoritmo de estimación de la densidad espectral de potencia descrito en [25], las matrices de correlación de palabras código $\mathbf{R}_m$ cumplen que $\mathbf{R}_\infty = \mathbf{R}_k = \mathbf{R}\ \forall k \neq 0$, introduciendo así una importante simplificación de las definiciones de $\mathbf{\Gamma}_1$ y $\mathbf{\Gamma}_2$, puesto que

$$\mathbf{\Gamma}_1 = \mathbf{R}_0 - \mathbf{R} \tag{5.35a}$$
$$\mathbf{\Gamma}_2 = 0 \tag{5.35b}$$

En este punto, para el cálculo de las matrices de probabilidad conjunta $\mathbf{P}_m$ y $\mathbf{P}_0$, se utilizan las siguientes expresiones

$$\mathbf{P}_0 = [\![\mathbf{P}_0^{uv}]\!] = \Pr\left[\mathbf{b}_i = \mathbf{c}_{n,u} \cap \mathbf{b}_i = \mathbf{c}_{n,v}\right] \tag{5.36a}$$
$$\mathbf{P}_m = [\![\mathbf{P}_m^{uv}]\!] = \Pr\left[\mathbf{b}_i = \mathbf{c}_{n,u} \cap \mathbf{b}_{i+m} = \mathbf{c}_{n,v}\right] \tag{5.36b}$$

donde $u, v = 1, ..., 2^k$. La no utilización de memoria en la codificación asegura la independencia entre las palabras código transmitidas $\mathbf{b}_i$ y $\mathbf{b}_{i+m}$, lo cual permite definir de forma simplificada las matrices de probabilidad conjunta según

$$\mathbf{P}_0 = \frac{1}{2^k}\begin{pmatrix} 1 & \dots & 0 \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ 0 & \cdots & 1 \end{pmatrix} = \frac{1}{2^k}\mathbf{I} \tag{5.37a}$$

$$\mathbf{P}_m = \frac{1}{2^{2k}}\begin{pmatrix} 1 & \dots & 1 \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ 1 & \cdots & 1 \end{pmatrix} = \frac{1}{2^{2k}}\mathbf{U} \tag{5.37b}$$

donde $\mathbf{I}$ es la matriz identidad y $\mathbf{U}$ es una matriz con todos sus elementos iguales a 1, ambas de dimensión $2^k \times 2^k$.

Por último, las diversas simplificaciones realizadas permiten definir las componentes continua y discreta del espectro mediante las siguientes expresiones [65]

$$X_c(f) = \mathbf{v}\mathbf{A}^T\left(\frac{1}{2^k}\mathbf{I} - \frac{1}{2^{2k}}\mathbf{U}\right)\mathbf{A}\mathbf{v}^* \tag{5.38a}$$
$$X_d(f) = \frac{1}{2^{2k}}\mathbf{v}\mathbf{A}^T\mathbf{A}\mathbf{v}^* \tag{5.38b}$$

A continuación se presenta un análisis de diversos códigos bloque vw-MPPM realizado para diferentes tasas de codificación. En primer lugar, se analiza el efecto que sobre la densidad espectral de potencia tiene la utilización de la forma de pulso gaussiana como alternativa al clásico pulso rectangular utilizado en la bibliografía. Para ello, se muestra en la Fig. 5.13 la densidad espectral de potencia de ambas formas de pulso

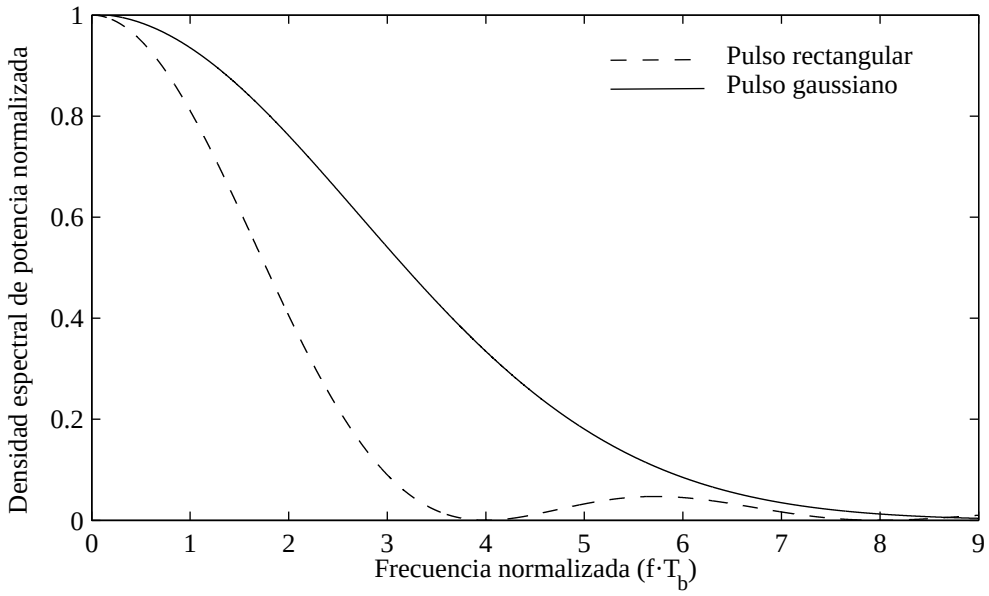


Figura 5.13: Densidad espectral de potencia normalizada para los pulsos rectangular y gaussiano con ciclo de trabajo reducido del 25 %

utilizando un ciclo de trabajo reducido del 25 %, tal y como se propone en el capítulo 2 y se ha utilizado en las simulaciones realizadas.

El pulso gaussiano utilizado queda definido según la Ec. 2.34 que, por comodidad, se reproduce a continuación,

$$p_n(t) = e^{-(t-t_0)^2/2\sigma_p^2} \tag{5.39}$$

considerando $\sigma_p = \xi \cdot \sigma_0$, y $\sigma_0 = T_b/n$ para incorporar el ciclo de trabajo ξ. En el capítulo 2 se justificó también la selección de $n = 6$ como parámetro de compromiso que define la suavidad del perfil seleccionado.

Se puede apreciar que la característica espectral del pulso gaussiano ofrece una caída suave sin anularse en ningún punto, como ocurre sin embargo en el caso del pulso rectangular, cuya densidad espectral de potencia presenta nulos en las frecuencias normalizadas múltiplo del inverso del ciclo de trabajo. Este hecho se traduce en la eliminación de información espectral asociada a la componente discreta del espectro $X_d(f)$, no deseable a efectos de la utilización de sistemas de recuperación del sincronismo [38, 45, 124, 136]. Se corrobora por tanto la bondad de la utilización del perfil de pulso gaussiano en relación con los clásicos pulsos rectangulares.

Para realizar la caracterización espectral del esquema de codificación vw-MPPM, se ha aplicado el método de cálculo detallado anteriormente para varios códigos bloque vw-MPPM con diversas tasas de codificación, seleccionados de nuevo entre aquellos que

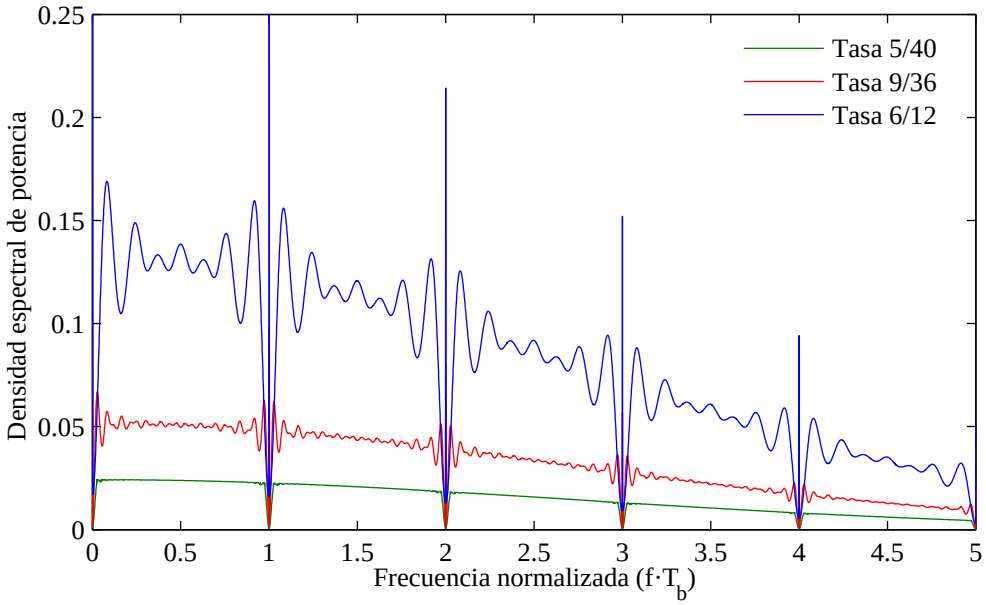


Figura 5.14: Densidad espectral de potencia normalizada para códigos vw-MPPM con diferentes tasas de codificación

presentan máximos locales en el parámetro Δ_{PAOPR}, según la Fig. 5.7. Los resultados se muestran en la Fig. 5.14, donde se han analizado códigos con tasas de codificación 6/12, 9/36 y 5/40 para obtener así códigos con tasas efectivas de transmisión de 1/2, 1/4 y 1/8 respectivamente. Puede comprobarse la aparición de líneas espectrales discretas en los múltiplos del inverso del tiempo de bit $(1/T_b)$, independientemente de la tasa de codificación k/n, a diferencia de lo mostrado en los resultados presentados en bibliografía relacionada, [39], donde se pone de manifiesto la eliminación de las componentes espectrales discretas comentada anteriormente, debido a los nulos que presentan los pulsos rectangulares.

En la Fig. 5.14 se muestra también la dependencia de la amplitud máxima del espectro con la tasa de codificación, presentando una menor amplitud de la densidad espectral de potencia conforme se reduce la tasa de codificación, debido a la disminución de la probabilidad de aparición de pulsos en la señal codificada, como se detalla en [65].

La componente continua del espectro presenta una tendencia oscilatoria que depende de la longitud de la palabra código de salida n. Este comportamiento se debe fundamentalmente a la influencia del vector $\mathbf{v}$ definido previamente, aumentando la frecuencia de la oscilación conforme se incrementa el parámetro n. Este efecto se presenta de forma más detallada en la Fig. 5.15, donde se muestra la densidad espectral de potencia de varios códigos vw-MPPM con diferentes tasas de codificación, manteniendo constante la tasa efectiva de 1/2. Se puede comprobar también que las oscilaciones

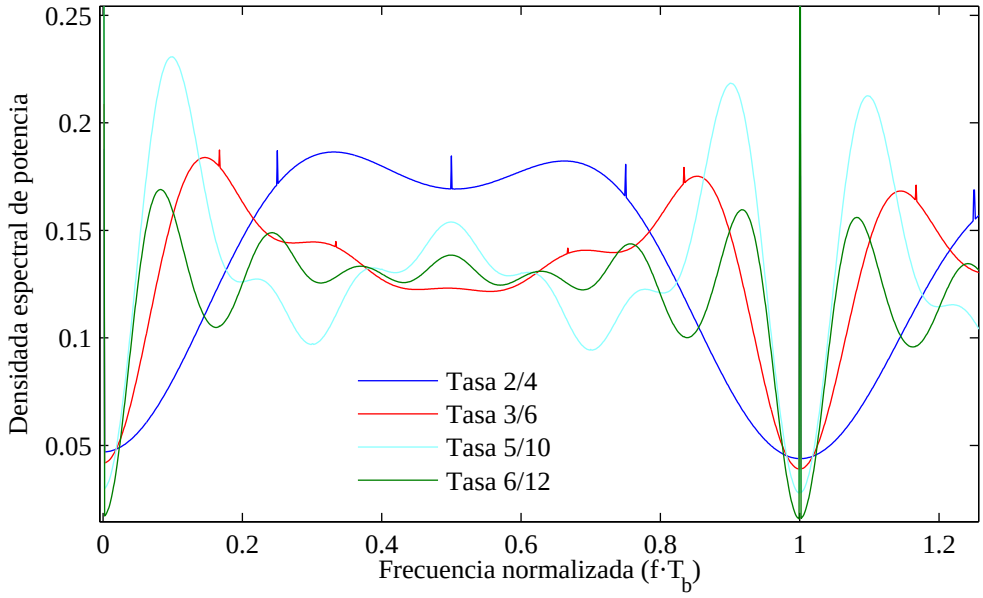


Figura 5.15: Influencia de la longitud de los bloques de datos de entrada en la densidad espectral de potencia para códigos con tasa efectiva 1/2

de más alta frecuencia presentan una característica espectral más plana y parecida al espectro del pulso gaussiano aislado de la Fig. 5.13. Este comportamiento puede ser deseable en el sentido de la optimización del procedimiento de extracción de la información del canal y, por tanto, de la adaptabilidad de la tasa de codificación a la evolución del estado del canal.

5.5. Conclusiones

Una vez definido claramente el objetivo principal de incrementar el valor del parámetro PAOPR como criterio de calidad en el entorno de transmisión óptica inalámbrica de interior, se aborda en este capítulo el diseño de esquemas de codificación bloque como posible alternativa a las técnicas presentadas en los capítulos 3 y 4. En este sentido, se justifica la no utilización de los extendidos códigos bloque lineales debido al nulo incremento de PAOPR que proporcionan, precisamente por el cumplimiento de la propiedad de linealidad que los caracteriza, al igual que ocurría para esquemas de codificación convolucional.

Por este motivo, se opta en este capítulo, como una de las aportaciones fundamentales del trabajo realizado, por el diseño de esquemas de codificación basados en tablas de traducción, en los que el proceso de codificación consiste en un indexado biunívoco de los bloques de datos de entrada sobre una matriz formada por las palabras código

incorporadas en el alfabeto utilizado. Esto permite seleccionar las palabras código buscando siempre la minimización de la probabilidad de aparición de pulsos a la salida. Así, en primer lugar se estudia el comportamiento de esquemas de codificación bloque inspirados en las modulaciones PPM y MPPM, ambos utilizando palabras código de peso Hamming fijo, analizando las prestaciones ofrecidas. Sin embargo, dichas técnicas de codificación presentan limitaciones en las tasas de codificación posibles, mermando la capacidad de adaptación a las condiciones del canal, por lo menos bajo parámetros que permitan reducir la probabilidad de error.

Por tanto, se presenta aquí un nuevo método de codificación bloque, denominado vw-MPPM, basado en una extensión de la técnica MPPM con palabras código de peso Hamming variable, proporcionando un mayor incremento en la relación de potencia pico a promedio. El análisis de las prestaciones de este nuevo esquema de codificación se ha realizado mediante la comparación con el estándar HHH(1,13) y los formatos OOK con memoria presentados en el capítulo 3, en un entorno de transmisión de tasa adaptativa. La superioridad del método de codificación de bloques ha quedado demostrada, siendo la mejora obtenida proporcional a la longitud de los bloques de datos utilizados. Por otro lado, la utilización de la técnica de detección ML, como alternativa simple al procedimiento basado en el algoritmo de Viterbi, permite asegurar la baja complejidad de implementación de los algoritmos de decodificación. Por último, el esquema de codificación de bloques que se propone permite incrementar la capacidad de adaptación de tasa de transmisión mediante una eficiente conmutación entre distintas tablas de codificación, presentando una mayor versatilidad que las técnicas de peso Hamming fijo al permitir un abanico más amplio de tasas de codificación.

Con el objeto de profundizar en el estudio del esquema de codificación vw-MPPM, se ha realizado la caracterización espectral del nuevo esquema de codificación, aplicando un método genérico de cálculo de la densidad espectral de potencia aplicado a esquemas de codificación bloque. La evaluación espectral ha sido realizada mediante el uso de matrices de correlación de palabras código, obteniendo una expresión cerrada para el cálculo de la densidad espectral de potencia incluyendo las componentes continua y discreta del espectro. De los resultados obtenidos se desprende la bondad del uso de pulsos gaussianos, como alternativa a los pulsos rectangulares convencionales, presentando la característica espectral de varios códigos vw-MPPM con diferentes tasas de codificación. En este sentido, se ha verificado la aparición de componentes espectrales discretas situadas en las frecuencias múltiplo de la frecuencia de repetición de bit independientemente de la tasa de codificación utilizada, fenómeno deseable para la extracción eficiente del sincronismo. Por último, se ha demostrado la existencia de un comportamiento oscilatorio, cuya relevancia decrece al aumentar la longitud de las palabras código de salida n, proporcionando en ese caso una densidad espectral de potencia de comportamiento más suave.

Capítulo 6

Conclusiones y líneas futuras de investigación

6.1. Conclusiones

En esta tesis, se ha realizado un análisis detallado del comportamiento de diversos esquemas de codificación de tasa adaptativa en enlaces ópticos no guiados de alta velocidad, orientados a aplicaciones de redes de área local inalámbrica WLAN. Las conclusiones más relevantes obtenidas a partir de este estudio se presentan a continuación.

En primer lugar, se justifica la elección del modelo de exponencial decreciente para la simulación del comportamiento del canal óptico no guiado con transmisión difusa, en relación al modelo de reflexión en el techo propuesto en la bibliografía, ya que presenta una mayor simplicidad de implementación sin que el comportamiento se aleje de lo esperado. Asimismo, se describe el modelo de sistema empleado en la realización de las simulaciones con el fin de obtener resultados de la probabilidad de error de bit. El algoritmo de estimación de la BER se ha basado en una modificación del método de Monte-Carlo puro que permite incrementar la velocidad de cálculo al reducir el número de muestras de los procesos estocásticos implicados en la transmisión de la señal.

Por otro lado, se ha propuesto la relación de potencia óptica pico a promedio, PAOPR, como un parámetro válido de estimación del comportamiento que los diferentes esquemas de transmisión presentan en términos de BER. Puesto que se ha demostrado que este parámetro está relacionado con la forma de pulso utilizada en la transmisión, se ha realizado un pequeño estudio en el que se ha justificado la bondad de la utilización de pulsos con perfil gaussiano y ciclo de trabajo reducido, en contraposición con los pulsos rectangulares clásicos.

Por tanto, el incremento que cada esquema de codificación produce en este parámetro, resulta adecuado para la estimación de la mejora de calidad introducida por dicho esquema. Este hecho ha sido verificado en cada simulación realizada teniendo en cuenta las aproximaciones analíticas que han relacionado, en cada caso, el incremento de la PAOPR y la BER en función de los parámetros de transmisión y el método de detección utilizado en cada caso.

Así, se ha analizado la inserción de intervalos de silencio como técnica alternativa a los esquemas de transmisión de tasa adaptativa convencionales, tales como los esquemas de codificación con repetición, estudiando en primer lugar el mecanismo de inserción sin memoria, mostrándose como una clara alternativa de extrema simplicidad y de relativamente buenas prestaciones. Sin embargo, esta técnica ha sido ampliamente superada en prestaciones por los esquemas de inserción con memoria, denominados OOK-GSc y OOK-GScc, para los cuales se han diseñado esquemas de decodificación de muy baja complejidad basados en lógica combinacional y registros de desplazamiento.

Teniendo en cuenta que las técnicas de inserción de silencios, con o sin memoria, presentan características similares a esquemas de generación de secuencias de longitud constreñidas (RLL), se han comparado las prestaciones de estos esquemas de codificación con la técnica de codificación HHH(1,13) propuesta en el estándar VFIr. Del estudio se concluye que, aunque HHH(1,13) presenta un mejor comportamiento que la técnica de inserción de silencios sin memoria, es superado por los esquemas OOK-GSc y OOK-GScc.

Por otro lado, se ha analizado el comportamiento tanto de técnicas de codificación convolucional convencional, como de códigos perforados de tasa compatible, RCPC, ambas técnicas muy utilizadas en el ámbito de las comunicaciones inalámbricas vía radio. El estudio de estas técnicas en un entorno de transmisión óptica inalámbrica con canal difuso corrobora la importancia, en este entorno de transmisión, de la maximización de la relación de potencia óptica pico a promedio, ya que las técnicas de transmisión basadas en codificación convolucional se han presentado muy inferiores a los esquemas de inserción de silencios, con o sin utilización de memoria. Se ha comprobado que esta inferioridad se debe principalmente a la no modificación de los estadísticos de los símbolos a transmitir, manteniendo intacto el valor del parámetro PAOPR. Aunque cabría esperar que la utilización del algoritmo de Viterbi, como implementación práctica de la técnica de detección óptima de secuencias de máxima semejanza, introdujera mejoras apreciables en el comportamiento de los esquemas de transmisión, se corrobora la alta sensibilidad respecto de la relación PAOPR. Este hecho se ha verificado mediante la propuesta de un esquema de codificación RCPC híbrido con inserción de intervalos de silencio, en el cual se sustituye la redundancia introducida por la codificación convolucional por silencios que permiten incrementar el valor de la PAOPR. Se ha observado que los códigos RCPC híbridos que más intervalos de silencio introducían y, por tanto, mayor redundancia eliminaban, presentaban un mejor comportamiento que

MENÚ SALIR

aquellos con más redundancia procedente del código convolucional. Este hecho refuerza la conclusión de la importancia que tiene la utilización de técnicas de codificación de tasa adaptativa que maximicen en lo posible el valor del parámetro PAOPR.

En este sentido, se justifica la no utilización de códigos bloque lineales debido al nulo incremento de PAOPR que proporcionan, precisamente por el cumplimiento de la propiedad de linealidad que los caracteriza, al igual que ocurría para esquemas de codificación convolucional.

Por este motivo, se ha propuesto, como una de las aportaciones fundamentales del trabajo realizado, el diseño de esquemas de codificación basados en tablas de traducción, en los que el proceso de codificación consiste en un indexado biunívoco de los bloques de datos de entrada sobre una matriz formada por las palabras código incorporadas en el alfabeto utilizado. Este mecanismo de generación de código ha sido adoptado en el estándar UFIR, aún en desarrollo. En primer lugar se ha estudiado el comportamiento de esquemas de codificación bloque inspirados en las modulaciones PPM y MPPM, ambos utilizando palabras código de peso Hamming fijo, analizando las prestaciones ofrecidas. Dichas técnicas de codificación presentan limitaciones en las tasas de codificación posibles, mermando la capacidad de adaptación a las condiciones del canal, por lo menos bajo parámetros que permitan reducir la probabilidad de error.

Así, se ha presentado un nuevo método de codificación bloque, denominado vw-MPPM, basado en una extensión de la técnica MPPM con palabras código de peso Hamming variable, proporcionando un mayor incremento en la relación de potencia pico a promedio. El análisis de las prestaciones de este nuevo esquema de codificación se ha realizado mediante la comparación con el estándar HHH(1,13) y los formatos OOK con memoria presentados en el capítulo 3, en un entorno de transmisión de tasa adaptativa. La superioridad del método de codificación de bloques ha quedado demostrada, siendo la mejora obtenida proporcional a la longitud de los bloques de datos utilizados.

Por otro lado, la utilización de la técnica de detección ML, como alternativa simple al procedimiento basado en el algoritmo de Viterbi, permite asegurar la baja complejidad de implementación de los algoritmos de decodificación. Por último, el esquema de codificación de bloques que se propone permite incrementar la capacidad de adaptación de tasa de transmisión mediante una eficiente conmutación entre distintas tablas de codificación, presentando una mayor versatilidad que las técnicas de peso Hamming fijo al permitir un abanico más amplio de tasas de codificación.

Adicionalmente, para profundizar en el estudio del esquema de transmisión vw-MPPM, se ha realizado la caracterización espectral del nuevo esquema de codificación, utilizando para ello un método genérico de cálculo de la densidad espectral de potencia aplicado a esquemas de codificación bloque. La evaluación espectral ha sido realizada mediante el uso de matrices de correlación de palabras código, obteniendo una expresión cerrada para el cálculo de la densidad espectral de potencia, incluyen-

MENÚ SALIR

do las componentes continua y discreta del espectro. Se ha verificado la aparición de componentes espectrales discretas situadas en las frecuencias múltiplo de la frecuencia de repetición de bit, independientemente de la tasa de codificación utilizada, fenómeno deseable para la extracción eficiente del sincronismo. Por último, se ha demostrado la existencia de un comportamiento oscilatorio, cuya relevancia decrece al aumentar la longitud de las palabras código de salida, proporcionando en ese caso una densidad espectral de potencia de comportamiento más suave.

6.2. Líneas futuras de investigación

A continuación, se presentan brevemente algunas de las líneas futuras de trabajo que han surgido en el desarrollo de esta tesis.

- Estudio del comportamiento asociado a otros perfiles de pulso como son el pulso en coseno alzado o de secante hiperbólica, evaluando la adecuación a un entorno de transmisión difusa mediante la simulación del modelo de sistema descrito en este trabajo y el cálculo de la mejora introducida en el parámetro PAOPR.

- Estudio y evaluación de las prestaciones ofrecidas por otros esquemas de codificación. Entre ellos caben destacar las técnicas de codificación turbo y de decodificación iterativa, junto con los códigos de paridad de baja densidad (LDPC). Tras la implementación de los codificadores y decodificadores para realizar las correspondientes simulaciones, sería necesario analizar los posibles incrementos de PAOPR que pueden proporcionar.

- Análisis de las prestaciones que los esquemas de señalización aquí tratados ofrecen para sistemas de diversidad angular, en particular de tipo cuasi-difuso y basado en el receptor auto-orientable, el cual se presenta como una alternativa a las técnicas de diversidad angular convencionales que ofrece ventajas en cuanto a simplicidad, sensibilidad en recepción y relativamente baja complejidad de implementación, en contraste con el sistema especificado en el estándar AIr publicado por la IrDA.

- Implementación física de los esquemas de codificación descritos en un entorno de laboratorio que permita la verificación de los resultados que se han mostrado en este trabajo, junto con la adecuación de dichas técnicas a las diferentes arquitecturas digitales más utilizadas en la actualidad, sean basadas en procesadores de señal específicos o en puertas lógicas programables.

- Análisis de la adecuación de los formatos de señalización aquí descritos a niveles de protocolo superiores a la capa física, dentro de la jerarquía de niveles OSI, teniendo en cuenta las posibles técnicas de compartición del medio de transmisión, en particular las basadas en esquemas CDMA.

- Por último, se plantea la posibilidad de extender el análisis de los esquemas de transmisión descritos en esta tesis a aplicaciones de transmisión óptica inalámbrica en condiciones de espacio libre, modificando el modelo de canal para incorporar los efectos de los desvanecimientos existentes, analizando la relación de la BER con el parámetro PAOPR mediante las ejecución de simulaciones del correspondiente modelo de sistema.

Bibliografía

[1] *ANSI Z136-1: American National Standard for the Safe Use of Lasers*, 1993.

[2] *Advanced Infrared Physical Layer Specification (AIrPHY)*, 1998.

[3] *IEEE Std 802.11-1999 Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications*, 1999.

[4] *IrDA Serial Infrared Link Access Protocol Specification for 16 Mb/s Addition (VFIR)*, 1999.

[5] *IEC 825-1: Safety of laser products - Part 1: Equipment classification, requirements and user's guide*, 2001.

[6] *IrBurst High-speed Object Transmission Profile*, 2002.

[7] *Proposed Changes to Infrared Data Association Serial Infrared Physical Layer link Specification for UFIR (100 Mb/s) Addition*, February 2005.

[8] K. Akhavan, M. Kavehrad, and S. Jivkova. Adaptive-rate code combining for wireless infrared communications systems employing direction diversity. volume 1, pages 75–79, October 2000.

[9] K. Akhavan, M. Kavehrad, and S. Jivkova. High-speed power-efficient indoor wireless infrared communication using code combining - part I. *IEEE Trans. Commun.*, 50(7):1098–1109, July 2002.

[10] K. Akhavan, M. Kavehrad, and S. Jivkova. High-speed power-efficient indoor wireless infrared communication using code combining - part II. *IEEE Trans. Commun.*, 50:1495–1502, September 2002.

[11] A.G. Al-Ghamdi and J.M.H. Elmirghani. Analysis of diffuse optical wireless channels employing spot-diffusing techniques, diversity receivers, and combining schemes. *IEEE Trans. Commun.*, 52(10):1622–1631, Oct. 2004.

[12] S. S. Ara, A. M. Shah, and M. Matsumoto. Block based window retransmission arq scheme for 100mbit/s infrared links. In *Proc. of IEEE TENCON 2005 Conference.*, pages 21–24, November 2005.

[13] S. S. Ara, A. M. Shah, and M. Matsumoto. Block window retransmission arq scheme for next generation high speed irda links. In *Wireless Pervasive Computing, 2006 1st International Symposium on*, pages 1–4, January 2006.

[14] S. S. Ara, A. M. Shah, and M. Matsumoto. On the suitability of irburst for large data block exchange over high-speed irda links. In *IEEE Wireless Communications and Networking Conference, 2006. WCNC 2006.*, volume 3, pages 1374–1379, April 2006.

[15] M.D. Audeh and J.M. Kahn. Performance evaluation of baseband ook for wireless indoor infrared lan's operating at 100 Mb/s. *IEEE Trans. Commun.*, 43(6):2085–2094, June 1995.

[16] M.D. Audeh, J.M. Kahn, and J.R. Barry. Decision-feedback equalization of pulse-position modulation on measured non-directed indoor infrared channels. In *Converging Technologies for Tomorrow's Applications Communications ICC 96, Conference Record 1996 IEEE International Conference on*, volume 2, pages 1220–1226, 23–27 June 1996.

[17] L. R. Bahl, J. Cocke, F. Jelinek, and J. Raviv. Optimum decoding of linear codes for minimizing symbol error rate. *IEEE Trans. Inform. Theory*, IT-13:284–287, 1974.

[18] J. R. Barry. *Wireless Infrared Communications*. Kluwer Academic Publishers, 1994.

[19] J. R. Barry, J. M. Kahn, E. A. Lee, and D. G. Messerschmitt. High-speed nondirective optical communication for wireless networks. *IEEE Network*, pages 44–54, November 1991.

[20] J.R. Barry, J.M. Kahn, W.J. Krause, E.A. Lee, and D.G. Messerschmitt. Simulation of multipath impulse response for indoor wireless optical channels. *IEEE J. Select. Areas Commun.*, 11(3):367–379, April 1993.

[21] E. Biglieri. *Coding for Wireless Channels*. Springer: Information Technology Series, 2005.

[22] A. C. Boucouvalas. Indoor ambient light noise and its effect on wireless optical links. *IEE Proc. Optoelectron.*, 143:334–338, June 1996.

[23] A. C. Boucouvalas and V. Vitsas. 100 Mbit/s IrDA optical wireless throughput performance analysis. *IEE Proc. Optoelectronics*, 150(5):465–472, October 2003.

[24] J. B. Cain, G. C. Clark, and J.M. Geist. Punctured convolutional codes of rate (n-1)/n and simplified maximum likelihood decoding. *IEEE Trans. Inform. Theory*, 20:388–389, 1974.

MENÚ SALIR

[25] G. L. Cariolaro and G. P. Tronca. Spectra of block coded digital signals. *IEEE Trans. Commun*, (10):1555–1564, 1974.

[26] J.B. Carruther and J.M. Kahn. Angle diversity for nondirected wireless infrared communication. *IEEE Trans. Commun.*, 48(6):960–969, June 2000.

[27] J. B. Carruthers and J. M. Kahn. Multiple-subcarrier modulation for nondirected wireless infrared communication. *IEEE J. Select. Areas Commun.*, 14:538–546, April 1996.

[28] J. B. Carruthers and J. M. Kahn. Modeling of nondirected wireless infrared channels. *IEEE Trans. Commun.*, 45:1260–1268, October 1997.

[29] J. B. Carruthers and J. M. Kahn. Angle diversity for nondirected wireless infrared communication. In *IEEE International Conference on Communications, ICC 98*, volume 3, pages 1665–1670, June 1998.

[30] M. Castillo-Vazquez, A. Garcia-Zambrana, and A. Puerta-Notario. Angle diversity with rate-adaptive transmission using repetition coding and variable silence periods for wireless infrared communications. In *Proc. IEEE Vehicular Technology Conference (VTC Spring 04)*, Milan, May 2004.

[31] M. Castillo-Vazquez, A. Garcia-Zambrana, and A. Puerta-Notario. Self-orienting receiver using rate-adaptive transmission based on OOK formats with memory for optical wireless communications. In *Proc. IEEE Global Telecommunications Conference (Globecom 04)*, November 2004.

[32] M. Castillo-Vazquez and A. Puerta-Notario. Single-channel imaging receiver for optical wireless communications. *IEEE Commun. Lett.*, 9:897–899, October 2005.

[33] H. Chan, K. Sterckx, J.M. Elmirghani, and R. Cryan. Performance of optical wireless OOK and PPM systems under the constraints of ambient noise and multipath dispersion. *IEEE Commun. Mag.*, 36(12):83–87, 1998.

[34] K.C. Chen. Direct detect modulations of high speed indoor diffuse infrared wireless transmission. volume 4, pages 1096–1100, September 1994.

[35] K.C. Chen, H.K. Lu, and T.H. Tsaur. Template parameters of 4-ary PPM IR-PHY. *IEEE P802.11-94/126*.

[36] K.C. Chen and T.C. Wu. A proposed diffused infrared PHY structure. *IEEE P802.11-94/80*.

[37] T. S. Chu and M. J. Gans. High speed infrared local wireless communications. *IEEE Trans. Commun.*, 25:4–10, August 1987.

[38] R. Cryan. Spectral characterisation of dicode PPM format. *IEE Electronics letters*, 41(3):149–151, 2005.

MENÚ SALIR

[39] R. Cryan and M. Menon. Spectral characterisation of n^k-pulse position modulation format. *IEE Electronics letters*, 41(23):1293–1294, 2005.

[40] R. Cryan and M. Sibley. n^k-pulse position modulation for optical wireless communication. *IEE Electronics letters*, 41(18):1022–1024, 2005.

[41] R. Cryan, R. Unwin, I. Garrett, M. Sibley, and N. Calvert. Optical fibre digital pulse position modulation assuming a gaussian pulse shape. *IEE Proc. Optoelectron.*, 137(4):89–90, 1990.

[42] F. Delgado, R. Perez-Jimenez, J.A. Rabadan, and F.J. Lopez-Hernandez. Design of fast frequency-hopping spread-spectrum system for wireless infrared communications. *Electronics Letters*, 36(17):1510–1512, 17 Aug. 2000.

[43] F. Delgado, R. Prez-Jimenez, J. Rabadan, M.A. Bacallado, and F.J. Lopez-Hernandez. Experimental characterization of a low-cost fast frequency-hopping spread-spectrum system for wireless in-house optical communications. *IEEE Trans. Consumer Electron.*, 48(1):10–16, Feb. 2002.

[44] L. Diana and J. M. Kahn. Rate-adaptive modulation techniques for infrared wireless communications. In *Proc. IEEE Int. Conf. on Commun. (ICC'99)*, volume 1, pages 597–603, June 1999.

[45] J. M. H. Elmirghani, R. A. Cryan, and F. M. Clayton. On the spectral estimation and synchronization of the cyclostationary optical fibre PPM process. *IEEE Trans. Commun.*, 43(2/3/4):1001–1012, feb./mar./apr. 1995.

[46] J.M.H. Elmirghani and R.A. Cryan. Hybrid PPM-CDMA systems utilizing optical orthogonal codes for indoor wireless infrared communication. *Microwave and Optical Technology Letters*, 8(1):44–47, January 1995.

[47] Marc P.C. Fossorier and Shu Lin. Bit-error probability for maximum-likelihood decoding of linear block codes and related soft-decission decoding methods. *IEEE Trans. Inform. Theory*, 44(7):3083–3090, November 1998.

[48] F.J. Gabiola, M.J. Betancor, A. Santamaria, A. Polo, and F.J. Lopez-Hernandez. Irradiance analysis for indoor point-to-point and quasi-diffuse infrared channels. *Microwave and Optical Technology Letters*, 6(9):557–560, July 1993.

[49] A. García-Zambrana. *Tesis Doctoral: Técnicas de Modulación en enlaces ópticos no guiados de alta velocidad para redes de área local.* Escuela Técnica Superior de Ingenieros de Telecomunicación, Universidad de Málaga, 1998.

[50] A. García-Zambrana and A. Puerta-Notario. Feasibility of OOK modulation with RZ pulses of variable duty cycle in indoor unguided optical links at high bit rates. In *Proc. IEEE Int. Conf. on Commun. (ICC'98)*, pages 821–825, Atlanta, USA, June 7–11, 1998.

[51] A. García-Zambrana and A. Puerta-Notario. Comparison of improved OOK formats with pulse-position modulation in indoor unguided optical links at high bit rates. In *Proc. IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC'99)*, volume 2, pages 703–707, September 1999.

[52] A. García-Zambrana and A. Puerta-Notario. RZ-Gaussian pulses reduce the receiver complexity in wireless infrared links at high bit rates. *IEE Elect. Lett.*, 35(13):1059–1061, 1999.

[53] A. García-Zambrana and A. Puerta-Notario. Improving PPM schemes in wireless infrared links at high bit rates. *IEEE Commun. Lett.*, 5(3):95–97, March 2001.

[54] A. García-Zambrana and A. Puerta-Notario. Large change rate-adaptive indoor wireless infrared links using variable silence periods. *IEE Elect. Lett.*, 37(8):524–525, 2001.

[55] A. García-Zambrana and A. Puerta-Notario. Rate-adaptive indoor infrared wireless communications systems using OOK formats with memory and variable silence periods. In *Proc.* 5^{TH} *World Multiconference on Systemics, Cybernetics and Informatics (SCI 2001) and* 7^{TH} *International Conference on Information Systems Analysis and Synthesis (ISAS 2001)*, pages 407–412, July 2001.

[56] A. García-Zambrana and A. Puerta-Notario. Rate-adaptive indoor wireless infrared links using OOK formats with alternate-position gaussian pulses. *IEE Elect. Lett.*, 37(23):1409–1411, 2001.

[57] A. García-Zambrana and A. Puerta-Notario. Rate-adaptive modulation techniques for indoor wireless infrared links at bit rates of wide dynamic range. In *Proc. IEEE Vehicular Technology Conference (VTC Spring 01)*, pages 2313–2317, May 2001.

[58] A. García-Zambrana and A. Puerta-Notario. Novel approach for increasing the peak-to-average optical power ratio in rate-adaptive optical wireless communications systems. *IEE Proc. Optoelectron.: Special Issue on Optical Wireless Communications*, 150(5):439–444, 2003.

[59] J. M. Garrido-Balsells, A. García-Zambrana, and A. Puerta-Notario. Performance evaluation of rate-adaptive transmission techniques for optical wireless communications. In *Proc. IEEE Vehicular Technology Conference (VTC Spring 04)*, Milan, May 2004.

[60] J. M. Garrido-Balsells, A. García-Zambrana, and A. Puerta-Notario. Técnicas de codificación RLL de tasa adaptativa para sistemas de comunicaciones ópticas no guiadas. In *XIX Simposium Nacional de la URSI*, Barcelona, September 2004.

[61] J. M. Garrido-Balsells, A. García-Zambrana, and A. Puerta-Notario. Novel block coding method for rate-adaptive optical wireless communications systems. In *Proc. IEEE Global Telecommunications Conference (Globecom 05)*, St. Louis, November 2005.

[62] J. M. Garrido-Balsells, A. García-Zambrana, and A. Puerta-Notario. Nuevo esquema de codificación de bloques para sistemas de comunicaciones ópticas no guiadas de tasa adaptativa. In *XX Simposium Nacional de la URSI*, Gandía, September 2005.

[63] J. M. Garrido-Balsells, A. García-Zambrana, and A. Puerta-Notario. Rate-adaptive transmission schemes in the context of runlength-limited codes for optical wireless communications. *IEEE Commun. Lett.*, 9(9):787–789, September 2005.

[64] J. M. Garrido-Balsells, A. García-Zambrana, and A. Puerta-Notario. Spectral characterisation of variable weight MPPM modulation technique. *IEE Electronics letters*, 42(19):1109–1110, September 2006.

[65] J. M. Garrido-Balsells, A. García-Zambrana, and A. Puerta-Notario. Variable weight MPPM technique for rate-adaptive optical wireless communications. *IEE Electronics letters*, 42(1):43–44, January 2006.

[66] F. Gfeller and W. Hirt. Advanced infrared (AIr): physical layer for reliable transmission and medium access. In *Proc. International Zurich Seminar on Broadband Communications*, pages 77–84, Zurich, Switzerland, February 2000.

[67] F. Gfeller, M. De Lange, W. Hirt, and B. Weiss. Wireless infrared transmission: How to reach all office space. In *Proc. IEEE Vehicular Technology Conf.*, pages 1535–1539, Atlanta, USA, April 1996.

[68] F. R. Gfeller and U. Bapst. Wireless in-house data communication via diffuse infrared radiation. *Proc. IEEE*, 67:1474–1485, November 1979.

[69] F.R. Gfeller and U. Bapst. Wireless in-house data communication via diffuse infrared radiation. *Proc. IEEE*, 67(11):1474–1486, Nov. 1979.

[70] O. Gonzalez, C. Militello, S. Rodriguez, R. Perez-Jimenez, and A. Ayala. Error estimation of the impulse response on diffuse wireless infrared indoor channels using a Monte Carlo ray-tracing algorithm. *IEE Proceedings-Optoelectronics*, 149(56):222–227, Oct–Dec 2002.

[71] O. Gonzalez, S. Rodriguez, R. Perez-Jimenez, B.R. Mendoza, and A. Ayala. Error analysis of the simulated impulse response on indoor wireless optical channels using a Monte Carlo-based ray-tracing algorithm. *IEEE Trans. Commun.*, 53(1):124–130, Jan 2005.

[72] D. Haccoun and G. Bégin. High-rate punctured convolutional codes for viterbi and sequential decoding. *IEEE Trans. Commun*, 37(11):1113–1125, 1988.

[73] J. Hagenauer. Rate-compatible punctured convolutional codes (RCPC codes) and their applications. *IEEE Trans. Commun.*, 36(4):389–400, 1988.

[74] C. R. P. Hartmann, L. D. Rudolph, and K. G. Mehrotra. Asymptotic performance of optimum bit-by-bit decoding for the white gaussian channel. *IEEE Trans. Inform. Theory*, IT-23:520–522, July 1977.

[75] H. Hashemi. Impulse response modeling of indoor radio propagation channels. *IEEE J. Select. Areas Commun.*, 11(7):967–978, Sept. 1993.

[76] H. Hashemi. The indoor radio propagation channel. *Proc. IEEE*, 81(7):943–968, July 1993.

[77] H. Hashemi, Gang Yun, M. Kavehrad, F. Behbahani, and P.A. Galko. Indoor propagation measurements at infrared frequencies for wireless local area networks applications. *IEEE Trans. Veh. Technol.*, 43(3):562–576, Part 1–2,&ug. 1994.

[78] W. Hirt, M. Hassner, and N. Heise. IrDA-VFIr (16 Mb/s): modulation code and system design. *IEEE Pers. Commun.*, 8(1):58–71, 2001.

[79] K. A. Schouhamer Immink. Runlength-limited sequences. *Proc. of IEEE*, 78(11):1745–1759, 1990.

[80] M. C. Jeruchim, P. Balaban, and K. S. Shanmugan. *Simulation of communication systems*. Plenum Press, 1992.

[81] S. Jivkova, B.A. Hristov, and M. Kavehrad. Power-efficient multispot-diffuse multiple-input-multiple-output approach to broad-band optical wireless communications. *IEEE Trans. Veh. Technol.*, 53(3):882–889, May 2004.

[82] S.T. Jivkova and M. Kavehard. Multispot diffusing configuration for wireless infrared access. *IEEE Trans. Commun.*, 48(6):970–978, June 2000.

[83] A.E. Jones, T.A. Wilkinson, and S.K. Barton. Block coding scheme for reduction of peak to mean envelope power ratio of multicarrier transmission schemes. *Electronics Letters*, 30(25):2098–2099, 8 Dec. 1994.

[84] G. D. Forney Jr. Generalized minimum distance decoding. *IEEE Trans. Inform. Theory*, IT-12:125–131, April 1966.

[85] G. D. Forney Jr. Convolutional codes I: Algebraic structure. *IEEE Trans. Inform. Theory*, IT-16:720–738, November 1970.

[86] G. D. Forney Jr. Maximum-likelihood sequence detection in the presence of intersymbol interference. *IEEE Trans. Inform. Theory*, IT-18:363–378, May 1972.

[87] G. D. Forney Jr. The viterbi algorithm. *Proc. IEEE*, 61:268–278, March 1973.

[88] G. D. Forney Jr. Convolution codes II: Maximum likelihood decoding. *Inform. Control*, 25:222–266, July 1974.

[89] J. M. Kahn and J. R. Barry. Wireless infrared communications. *Proc. IEEE*, 85:265–298, February 1997.

[90] J. M. Kahn, J. R. Barry, M. D. Audeh, J. B. Carruthers, W. J. Krause, and G. W. Marsh. Non-directed infrared links for high-capacity wireless LANs. *Proc. IEEE*, 85:265–298, February 1997.

[91] J. M. Kahn, W. J. Krause, and J. B. Carruthers. Impulse response modeling of indoor radio propagation channels. *IEEE J. Select. Areas Commun.*, 11:967–978, September 1993.

[92] J. M. Kahn, W. J. Krause, and J. B. Carruthers. Experimental characterization of non-directed indoor infrared channels. *IEEE Trans. Commun.*, 43:1613–1623, February 1995.

[93] J.M. Kahn, R. You, P. Djahani, A.G. Weisbin, Beh Kian Teik, and A. Tang. Imaging diversity receivers for high-speed infrared wireless communication. *IEEE Commun. Mag.*, 36(12):88–94, Dec. 1998.

[94] M. Kavehrad and S. Jivkova. Indoor broadband optical wireless communications: optical subsystems designs and their impact on channel characteristics. *IEEE Wireless Commun. Mag.*, 10(2):30–35, April 2003.

[95] D.C.M. Lee and J.M. Kahn. Coding and equalization for PPM on wireless infrared channels. *IEEE Trans. Commun.*, 47(2):255–260, Feb. 1999.

[96] D.C.M. Lee, J.M. Kahn, and M.D. Audeh. Trellis-coded pulse-position modulation for indoor wireless infrared communications. *IEEE Trans. Commun.*, 45(9):1080–1087, Sept. 1997.

[97] E. A. Lee and D. G. Messerschmitt. *Digital communication.* Kluwer Academic Publishers, 1994.

[98] L. H. C. Lee. New rate-compatible punctured convolutional codes for viterbi decoding. *IEEE Trans. Commun*, 42(12):3073–3079, 1994.

[99] S. Lin and D. J. Costello. *Error Control Coding: fundamentals and applications.* Prentice-Hall series in computer application in electrical engineering, 2004.

[100] C.R. Lomba, R.T. Valadas, and A.M. de O. Duarte. Experimental characterisation and modelling of the reflection of infrared signals on indoor surfaces. *IEE Proceedings-Optoelectronics*, 145(3):191–197, June 1998.

[101] F.J. Lopez-Hernandez and M.J. Betancor. DUSTIN: algorithm for calculation of impulse response on IR wireless indoor channels. *Electronics Letters*, 33(21):1804–1806, 9 Oct. 1997.

[102] F.J. Lopez-Hernandez, R. Perez-Jimenez, and A. Santamaria. Ray-tracing algorithms for fast calculation of the channel impulse response on diffuse IR-wireless indoor channels. *Optical Engineering*, 39(10):2775–2780, August 2000.

[103] F.J. Lopez-Hernandez, R. Perez-Jimeniz, and A. Santamaria. Monte Carlo calculation of impulse response on diffuse IR wireless indoor channels. *Electronics Letters*, 34(12):1260–1262, 11 June 1998.

[104] J. Lopez-Hernandez, R. Perez-Jimenez, and A. Santamaria. Modified Monte Carlo scheme for high-efficiency simulation of the impulse response on diffuse IR wireless indoor channels. *Electronics Letters*, 34(19):1819–1820, 17 Sept. 1998.

[105] Hui-Ling Lou. Implementing the viterbi algorithm. *IEEE Signal Processing Mag.*, pages 42–52, September 1995.

[106] A. Moreira, C. Lomba, R. Aguiar, R. Valadas, and A.M. de Oliveira Duarte. Infrared modulation method: 16-PPM. *IEEE P802.11-93/154*.

[107] A. Moreira, A.F. Sousa, R. Aguiar, R. Valadas, and A.M. de Oliveira Duarte. Performance evaluation of the IR-PHY proposal. *IEEE P802.11-94/97*.

[108] A.J.C. Moreira, R.T. Valadas, and A.M. de Oliveira Duarte. Performance of infrared transmission systems under ambient light interference. *IEE Proceedings-Optoelectronics*, 143(6):339–346, Dec. 1996.

[109] L. Moreira, A. Moreira, R. Valadas, and A.M. de Oliveira Duarte. Measurements of the power spectral density of a 1 mbps 16-PPM signal. *IEEE P802.11-94/267*.

[110] T. Ohtsuki. Rate-adaptive indoor infrared wireless communication systems using repeated and punctured convolutional codes. *IEEE Commun. Lett.*, 4(2):56–58, February 2000.

[111] T. Ohtsuki and J.M. Kahn. Turbo-coded optical PPM CDMA systems. In *Proc. IEEE International Conference on Communications ICC 2000*, volume 2, pages 939–943, 18–22 June 2000.

[112] J. K. Omura. On the viterbi decoding algorithm. *IEEE Trans. Inform. Theory*, IT-15:177–179, January 1969.

[113] M.R. Pakravan and M. Kavehrad. Indoor wireless infrared channel characterization by measurements. *IEEE Trans. Veh. Technol.*, 50(4):1053–1073, July 2001.

[114] H. Park and J. R. Barry. Performance of multiple pulse position modulation on multipath channels. *IEE Proc. Optoelectron.*, 143(6):360–364, 1996.

[115] H. Park and J. R. Barry. A partial-response precoding scheme for indoor wireless infrared communication. In *Proc. Ninth IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications*, volume 2, pages 713–717, 8–11 Sept. 1998.

[116] H. Park and J. R. Barry. Trellis-coded multiple-pulse-position modulation for wireless infrared communications. *IEEE Trans. Commun*, 52(4):643–651, 2004.

[117] H. Park and J.R. Barry. Trellis-coded multiple-pulse position modulation for wireless infrared communications. In *Proc. Bridge to Global Integration. IEEE Global Telecommunications Conference GLOBECOM 98*, volume 1, pages 225–230, 8–12 Nov. 1998.

[118] H. Park and J.R. Barry. Trellis-coded multiple-pulse-position modulation for wireless infrared communications. *IEEE Trans. Commun.*, 52(4):643–651, April 2004.

[119] R. Perez-Jimenez, J. Berges, and M.J. Betancor. Statistical model for the impulse response on infrared indoor diffuse channels. *Electronics Letters*, 33(15):1298–1300, 17 July 1997.

[120] R. Perez-Jimenez, V.M. Melian, and M.J. Betancor. Analysis of multipath impulse response of diffuse and quasi-diffuse optical links for IR-WLAN. In *Proc. IEEE Fourteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Bringing Information to People INFOCOM '95*, pages 924–930, 2–6 April 1995.

[121] R. Perez-Jimenez, J.A. Rabadan, and F.J. Lopez-Hernandez. Filtered modulation schemes for short distance infrared wireless communications. *IEEE Trans. Consumer Electron.*, 46(2):275–282, May 2000.

[122] R. Perez-Jimenez, J.A. Rabadan, V.M. Melian, and M.J. Betancor. Improved PPM modulations for high spectral efficiency IR-WLAN. In *Proc. Seventh IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications PIMRC'96*, volume 1, pages 262–266, 15–18 Oct. 1996.

[123] W. H. Press, S. A. Teulosky, W. T. Vetterling, and B. P. Flannery. *Numerical Recipes in C.* Cambrigdge University Press, 1996.

[124] J. G. Proakis. *Digital Communications.* McGraw-Hill International Editions, 2001.

[125] J.A. Rabadan, M.A. Bacallado, F. Delgado, S.T. Perez, and R. Perez-Jimenez. Experimental characterization of a direct-sequence spread-spectrum optical wireless system based on pulse-conformation techniques for in-house communications. *IEEE Trans. Consumer Electron.*, 50(2):484–490, May 2004.

[126] S. Rodriguez, R. Perez Jimenez, F.J. Lopez Hernandez, O. Gonzalez, and B.R. Mendoza. Models and algorithm for the calculation of the impulse response on IR-wireless indoor channels. *SPIE 2003, The international Society for Optical Engineering*, 5117:199–208, May 2003.

[127] J. Sartthong, S. Wonghoon, S.Ñoppanakeepong, and A. Manyanon. Analysis performance of L-PPM infrared wireless communications for indoor LOS and diffuse links. In *Proc. Student Conference on Research and Development SCORED 2003*, pages 78–84, 25–26 Aug. 2003.

[128] C. E. Shannon. A mathematical theory of communication. *Bell Syst. Techn.J.*, 27:379–423, July 1948.

[129] A. Tavares, R. Valadas, R. L. Aguiar, and A. Oliveira. Angle diversity and rate-adaptive transmission for indoor wireless optical communications. *IEEE Commun. Mag.*, 41(3):64–73, 2003.

[130] D. J. Torrieri. The information-bit error rate for block codes. COM-32:474–476, April 1984.

[131] A. J. Viterbi. Error bounds for convolutional codes and an asymptotically optimum decoding algorithm. *IEEE Trans. Inform. Theory*, IT-13:260–269, April 1967.

[132] A. J. Viterbi. Convolutional codes and their performance in communication systems. *IEEE Trans. Commun. Technol.*, COM-19:751–772, October 1971.

[133] V. Vitsas and A. C. Boucouvalas. Performance evaluation of irda advanced infrared air-mac protocol. volume 4, pages 347–352, July 2001.

[134] B. Vucetic and J. Yuan. *Turbo Codes: Principles and Applications*. Kluwer Academic Publishers, 2000.

[135] S. Williams. IrDA: past, present and future. *IEEE Pers. Commun.*, 7(1):11–19, 2000.

[136] M. Z. Win. On the power spectral density of digital pulse streams generated by M-ary cyclostationary sequences in the presence of stationary timing jitter. *IEEE Trans. Commun.*, 46(9):1134–11145, 1998.

[137] J. K. Wolf. Efficient maximum likelihood decoding of linear block codes. *IEEE Trans. Inform. Theory*, IT-24:76–80, January 1978.

[138] K.K. Wong and T. O'Farrell. Spread spectrum techniques for indoor wireless IR communications. *IEEE Wireless Commun. Mag.*, 10(2):54–63, April 2003.

[139] Y. Yasuda, K. Kashiki, and Y. Hirata. High-rate punctured convolutional codes for soft decidion viterbi decoding. *IEEE Trans. Commun*, 32(3):315–319, 1984.