CAPÍTULO 1

UNA INTRODUCCIÓN A LA TEORÍA DE LA CODIFICACIÓN

1.1. Introducción.

La Teoría de Codificación es el estudio de técnicas que permiten lograr una transmisión eficiente y precisa de información de una fuente a un destino [HOF91]. La Teoría de Codificación es una ciencia que engloba a las ramas de Compresión de datos, Control de errores (Codificación para Control de errores) y Criptografía [ADÁ91]. Si bien estas tres ramas tienen que ver con codificar una señal a transmitirse para lograr una finalidad específica, son las ramas de compresión de datos y codificación para control de errores las que tienen la finalidad básica de lograr una transmisión eficiente y libre de errores respectivamente hacia un receptor, ya que la criptografía se encarga más bien de “disfrazar” la información a transmitirse de forma tal que no pueda ser reconocida por algún intruso no deseado mientras viaja por el canal de comunicación.

La siguiente figura nos muestra un diagrama a bloques de un sistema de comunicación digital inalámbrico, que nos brinda una visión general del tipo de sistema en el que nos basaremos en el resto de la Tesis y nos permite ubicar a cada una de las ramas de la Teoría de Codificación en el mismo.

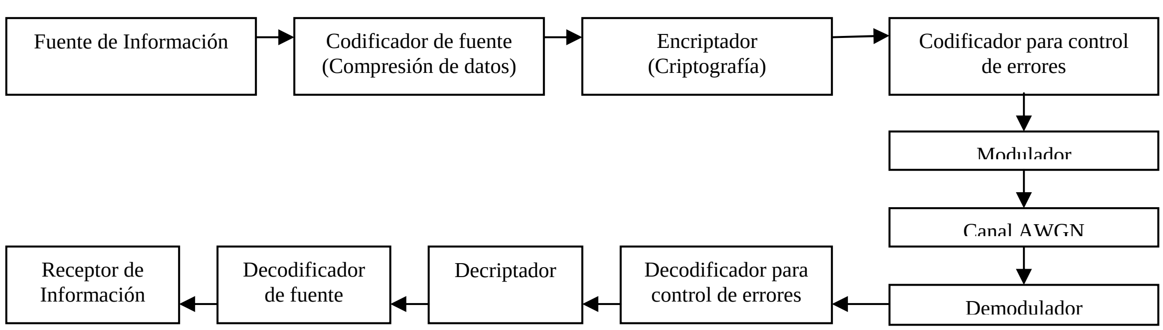

Figura 1.1. Diagrama a bloques de un sistema de comunicación digital inalámbrico.

Las ramas de compresión de datos y codificación para control de errores tienen sus raíces en la Teoría de la Información, una ciencia a la que daría vida Claude Shannon en 1948 con la publicación de su famoso artículo titulado "A Mathematical Theory of Communication" [A.SHAN]. En su artículo, Shannon presenta una forma precisa de cuantificar el concepto poco preciso de "información" que en aquel entonces se tenía: el *bit* (por su contracción en inglés de "*bi*nary digi*t*"). Así mismo, la Teoría de la Información formula teoremas que no sólo marcan los límites en el desempeño de una comunicación entre dos entidades, sino también definen el papel que la codificación juega en alcanzar dicho desempeño.

El trabajo de Shannon contradice rotundamente la noción que se tenía del ruido presente en un canal de comunicación, al verlo no como un limitante absoluto de una comunicación confiable, libre de errores, sino como una característica más del canal cuyos efectos indeseables bien pueden minimizarse si se emplean técnicas adecuadas de codificación para control de errores y no se rebasan los límites establecidos por su Teoría de la Información.

De acuerdo con [MIC85], en su forma más simple la codificación para control de errores consiste en añadir redundancia a la información que se desea transmitir, que permita la detección y corrección de errores que ocurren durante el proceso de comunicación. De este modo, la codificación del canal puede emplearse para alcanzar un nivel de precisión establecido en la información entregada a un usuario.

Sin embargo, ésta no es la única forma de lograr que la información que recibe un usuario tenga un nivel deseado de precisión; en muchos sistemas de comunicaciones en vez de emplear la codificación del canal, se incrementa a un nivel elevado la potencia de la señal transmitida de forma tal que cada unidad de información posea la suficiente energía de la señal como para poder superar las alteraciones que pudiera sufrir en el proceso de transmisión. Esto se debe principalmente a que el empleo de la codificación del canal generalmente implica la necesidad de tomar en cuenta ciertas consideraciones que sólo son permisibles en el diseño de algunos sistemas de comunicación: incremento del ancho de banda de transmisión, añadidura de complejidad al sistema e incremento del tiempo de transmisión de la información.

A pesar de estas consideraciones, en la mayoría de los casos la codificación para control de errores es capaz de proveer la precisión requerida en la información transmitida empleando menor energía que los sistemas en que la codificación del canal no se utiliza. En estos casos el ahorro en el costo del sistema puede ser muy grande si se requiere una comunicación virtualmente libre de errores y la potencia es demasiado costosa. Además, en algunas aplicaciones el ahorro en la potencia de la señal va acompañado de una reducción en tamaño y peso de los componentes del sistema de comunicación [MIC85], lo que permite ver que la codificación del canal puede traer grandes ventajas consigo.

Ya hemos dicho, pues, que la Teoría de la Información de Shannon define los niveles de desempeño que pueden ser alcanzados en un sistema de comunicación a pesar de la inevitable presencia de ruido en todo canal de comunicación, sin embargo para poder comprender cuáles son esos niveles y el papel que la codificación para control de errores juega en que puedan ser alcanzados, es necesario que sean revisados algunos de los principales resultados del trabajo de Shannon, enfocándolos principalmente hacia un sistema de comunicación digital inalámbrico.

1.2. Los principales resultados de la Teoría de la Información.

Atendiendo a [MIC85], los inicios de la Teoría de la Información se encuentran comprendidos en artículos publicados por Nyquist y Hartley, quienes estaban interesados en conocer las capacidades de transmisión alcanzables en circuitos telegráficos y en modelar matemáticamente la máxima cantidad de información que podía ser transmitida de manera confiable por cualquier canal físico. Sin embargo, para poder elaborar dichos modelos era necesaria una medida matemática explícita de la información. Hartley optó por que la medida de la información correspondiera a la función logarítmica y su unidad básica de medición fuera el ***bi****nary digi****t***: ***bit***. Imaginó una fuente de información discreta que producía con la misma probabilidad mensajes tomados de un conjunto finito de M mensajes, y dijo que el contenido de información I de cada mensaje producido por la fuente estaba dado por:

$$I = \log_2 M \ \ bits \tag{1.1}$$

La siguiente figura nos muestra la fuente ideada por Hartley.

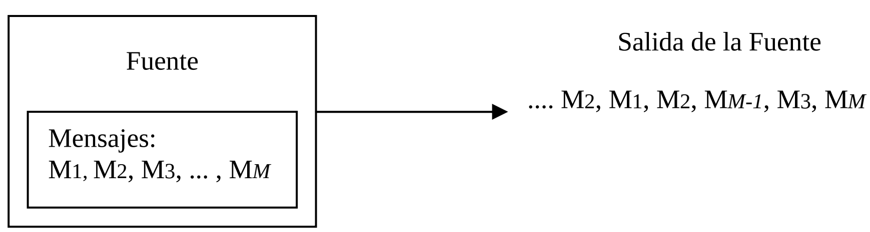

Figura 1.2. Fuente discreta donde cada mensaje tiene la misma probabilidad de ser producido.

La idea de Hartley fue buena, sin embargo su cuantización de la información sólo consideraba el caso de una fuente discreta cuyos mensajes son producidos con la misma probabilidad cada uno. Fue entonces cuando Claude Shannon estipuló que la cantidad de información $I(S_k)$ que se obtiene luego de que una fuente discreta emite con una probabilidad p_k un mensaje o símbolo S_k tomado de un conjunto finito de símbolos, está dada por [MIC85]:

$$I(S_k) = \log_2 (1/p_k) \tag{1.2}$$

donde las unidades también son *bits*.

Shannon consideró una *fuente discreta sin memoria* que en esencia es idéntica a la considerada por Hartley, pero con la diferencia de que aquí los símbolos o mensajes son producidos por la fuente de acuerdo con una distribución de probabilidad y ya no con probabilidades iguales. De acuerdo con [MIC85], en la fuente considerada por Shannon cada símbolo de fuente tiene una probabilidad propia de ocurrencia y la sumatoria de las probabilidades de ocurrencia de todos los símbolos de fuente es idéntica a la unidad. Este tipo de fuente se conoce como *discreta*, por el hecho de que los símbolos que emite pertenecen a un conjunto *finito* conocido como *alfabeto de fuente*, y *sin memoria* debido a que el símbolo emitido en un momento determinado no depende de las emisiones anteriores.

A raíz de esto Shannon formuló el concepto matemático de ***entropía***, un concepto que provee una medida de la cantidad de información *promedio* "producida" por cada símbolo de una fuente discreta sin memoria. De acuerdo con [MIC85] la entropía de una fuente sin memoria con alfabeto de fuente L conteniendo K símbolos está dada por:

$$H(L) = \sum_{n=0}^{K-1} p_n \log_2 \left(\frac{1}{p_n} \right) \tag{1.3}$$

donde p_n es la probabilidad de ocurrencia del símbolo de fuente S_n.

Vista desde el punto de vista del último receptor de la información, la entropía representa una medida de la incertidumbre a priori que se tiene de un mensaje o símbolo que será producido por una fuente discreta de información [MIC85]. Con el surgimiento del concepto de entropía de Shannon nació en forma la Teoría de la Información. A partir de aquí Shannon se preocuparía por modelar matemáticamente un sistema de comunicación con la única finalidad de postular los límites dentro de los cuales es posible lograr una transmisión eficiente y confiable de información de una fuente a un destino, y la forma en que dicho tipo de transmisión puede conseguirse. En particular postuló los siguientes Teoremas principales:

- *Teorema de codificación de fuente*
- *Teorema de la capacidad del canal continuo AWGN*
- *Teorema de codificación del canal*

Si bien el Teorema de codificación de fuente es un postulado importante para la teoría concerniente a este tipo de codificación, como mencionamos en la Introducción de esta Tesis no ahondaremos en dicha temática; por el contrario, los Teoremas de la capacidad del canal continuo AWGN y de la codificación del canal son puntos clave para los propósitos de esta Tesis y por ende los daremos a conocer en una manera clara y precisa.

La teoría sobre codificación de fuente se encarga de estudiar técnicas para convertir de manera eficiente fuentes arbitrarias de información en mensajes digitales, eliminando tanta redundancia como sea posible de la fuente de información [ROM92]. Para los propósitos de esta Tesis asumiremos una fuente de información digital, que produce bits equiprobables a una tasa constante de R_S bits por segundo; de esta forma, el término de bit empleado por Shannon como una unidad de medida de información corresponde con el término de bit empleado típicamente para referirse a un 1 o un 0 digital. El propósito de un sistema de comunicación es entregar dichos bits a un receptor a la misma tasa de R_S bits por segundo y a algún nivel requerido de precisión, definido típicamente como la *mínima probabilidad de error de bit (BER, por sus siglas en inglés de Bit Error Rate) aceptable para el sistema en cuestión*. A través de los Teoremas de la capacidad del canal continuo AWGN y de la codificación del canal veremos cómo es que dicha precisión puede ser alcanzada y dentro de qué límites.

1.2.1. Los grandes teoremas de Shannon: capacidad y codificación del canal.

La tarea de todo diseñador de un sistema de comunicación digital puede definirse como el ser capaz de proveer un sistema de bajo costo que pueda transmitir información de una fuente a un usuario a la tasa y nivel de precisión que el usuario requiera [MIC85]. Los principales parámetros que deben tomarse en consideración para el diseño del sistema son: el ancho de banda del canal de transmisión, la potencia de la señal requerida para la transmisión, y la complejidad de la implementación física del sistema. Generalmente, los requerimientos del usuario determinarán la tasa de transmisión de información y el nivel de confiabilidad (precisión) de la información transmitida.

A los principales parámetros de un sistema de comunicación mencionados, Shannon añadió el nivel de la potencia del ruido presente en un canal de comunicación para poder derivar un parámetro denominado *Capacidad del Canal* "*C*" que definiría la máxima tasa de transmisión a la que aún es posible lograr que la información transmitida por un canal sea recibida por un usuario de manera confiable. De acuerdo con Shannon, si la tasa de transmisión de un sistema permanecía por debajo de *C*, entonces la probabilidad de error en la información transmitida podía hacerse muy baja empleando señales de transmisión codificadas suficientemente largas; por otro lado, si la tasa de transmisión sobrepasaba a la capacidad del canal entonces no era posible lograr una transmisión confiable de información por ningún medio. Con base a esto, podemos decir que el ruido presente en el canal limita la tasa a la que la transmisión de información puede ocurrir en un sistema de comunicación digital, más no así el nivel de confiabilidad que puede alcanzarse en dicha transmisión.

A pesar de que Shannon formuló la capacidad de modelos matemáticos de canales tanto discretos como continuos, los modelos de canales discretos se utilizan con mayor frecuencia para modelar el canal de sistemas de comunicación digitales alámbricos en los que la comunicación se logra mediante la transmisión de símbolos discretos a través de dicho canal. Los modelos de canales continuos, en cambio, permiten modelar el canal de sistemas de comunicación tanto alámbricos como inalámbricos en los que ésta se consigue por medio de una transmisión de formas de onda continuas por el canal. Para los propósitos de esta Tesis nos enfocaremos en el modelo matemático de un canal continuo; en particular, nos basaremos en el modelo del canal continuo AWGN de banda limitada, ya que es el tipo de canal que modela muchos canales de comunicación inalámbricos, incluyendo los enlaces de radio de línea de vista y de satélites.

Sin embargo, es importante mencionar que a pesar de que en esta Tesis consideraremos que las señales transmitidas son afectadas únicamente por ruido Gaussiano blanco aditivo (AWGN) durante el proceso de transmisión, muchos canales de comunicación reales presentan otros fenómenos que limitan el desempeño en la comunicación. Por ejemplo, existe otro tipo de ruido electromagnético denominado *ruido de impulso atmosférico* que normalmente se genera en tormentas eléctricas y que se caracteriza por aparecer repentinamente de manera intensa en el canal en consideración y desaparecer por períodos relativamente grandes. Esta característica se traduce en intervalos de transmisión libre de errores entremezclados con intervalos más pequeños de transmisión no confiable. En este caso se dice que en la transmisión ocurren *errores en grupo (burst errors)*, contrariamente a los *errores aleatorios (random errors)* que ocurren en una transmisión a través de un canal AWGN, en el que el ruido afecta de manera independiente a cada intervalo de señalización. Así mismo, otros fenómenos indeseables que se presentan en muchos canales reales los constituyen la *dispersión del tiempo* (*time dispersion)* y el *debilitamiento de las señales (signal fading)*, sin embargo estos fenómenos generalmente son tratados por técnicas que poco o nada tienen que ver con la codificación para control de errores.

El canal continuo AWGN de banda limitada es aquel que tiene un cierto ancho de banda definido, y cuya salida $y(t)$ es simplemente la entrada del canal $x(t)$ sumada con ruido Gaussiano de banda ancha n_G. De acuerdo con [MIC85], es común representar al ruido Gaussiano de banda ancha con el modelo de *ruido Blanco Gaussiano*, el cual consiste en un proceso aleatorio del que cada muestra es una variable aleatoria Gaussiana de media cero y cuya densidad espectral de potencia tiene un nivel de $No/2$ watts por hertz en todo el rango de frecuencias $-\infty \leq f \leq \infty$. De esta forma, la ecuación que describe la salida del canal AWGN está dada por:

$$y(t) = x(t) + n_G \qquad (1.4)$$

donde n_G es una variable aleatoria Gaussiana de media cero y varianza σ^2. Así mismo, la función de densidad de probabilidad condicional de la salida y, dada la entrada x, está dada por:

$$p\langle y \mid x \rangle = \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma} e^{-(y-x)^2/2\sigma^2} \qquad (1.5)$$

De acuerdo con Shannon, en [A.SHAN], la **capacidad del canal continuo AWGN de ancho de banda limitado a *W* hertz** está dada por:

$$C = W \log_2 \left(1 + \frac{S}{N} \right) \text{ bits/seg.} \qquad (1.6)$$

en donde:

- S representa la potencia media de transmisión y está dada por:

$$S = E_b R_s \qquad (1.7)$$

donde E_b representa la cantidad de la energía necesaria de la señal transmitida para entregar cada bit de información con la precisión requerida, y R_s representa la tasa de transferencia de información del sistema de comunicación en cuestión.

- N representa la potencia media del ruido presente en el canal dentro del ancho de banda considerado, y está dada por:

$$N = N_o W \qquad (1.8)$$

donde N_o representa la densidad espectral de potencia unilateral del ruido Blanco Gaussiano, equivalente a la densidad espectral de potencia bilateral de nivel $N_o/2$ watts por hertz.

La ecuación (1.6) representa la *máxima* tasa a la que podemos transmitir información con un nivel de confiabilidad tan alto como se desee a través de un canal continuo AWGN limitado en banda, y comunmente se le conoce como el **Teorema de la capacidad del canal AWGN continuo**. ¿Cómo alcanzar ese nivel de confiabilidad?. La resupesta a esta pregunta la proporciona el que, de acuerdo con Michelson en [MIC85], es el resultado más notable de Claude Shannon:

"Si tomamos secuencias largas en aumento de dígitos de fuente, y las proyectamos en formas de onda de transmisión correspondientemente largas, entonces la tasa de error en

la información transmitida puede hacerse arbitrariamente cercana a cero mientras no pretendamos transmitir información a una tasa superior a la capacidad del canal C. Por lo tanto, a cualquier nivel distinto de cero de la relación señal-a-ruido S/N del canal, existe alguna tasa de transferencia de información distinta de cero bajo la cual puede conseguirse en principio una comunicación arbitrariamente confiable". (Michelson, 1985: 26).

Este resultado constituye el **Teorema de codificación del canal** de Shannon.

En particular, Shannon consideró que la solución para vencer al ruido que plaga todos los canales de comunicación consistía en dividir la información a transmitirse en paquetes de bits y añadir a cada uno de esos paquetes un conjunto de bits "extra" denominados *bits de paridad* que ayudarían al receptor a identificar y corregir errores. Al conjunto de los bits de paridad junto con el paquete de bits de información correspondiente lo llamó *palabra de código*, y a la relación:

$$r = k/n \tag{1.9}$$

la denominó *tasa de código*, donde n es el tamaño en bits de cada palabra de código y k es el número de bits de información contenidos en una palabra de código. Este tipo de codificación se conoce como *codificación de bloque*.

De manera cuantitativa y atendiendo a [LIN83], el teorema de codificación del canal establece que cada canal tiene una capacidad C en particular, y que para cualquier tasa de transferencia de información menor a C existen códigos de bloque de longitud n y tasa $r = R$ con una probabilidad de error de decodificación dada por:

$$P(E) \leq 2^{-nEb(R)} \tag{1.10}$$

donde el exponente *Eb(R)* es una función positiva de *R* que se determina a partir de las características del canal. La ecuación (1.10) implica que para cualquier tasa de información menor a *C*, la probabilidad de error puede hacerse arbitrariamente pequeña si se incrementa la longitud *n* del código mientras se mantiene su tasa *r* constante.

En realidad la importancia del trabajo de Shannon no estriba en el hecho de presentar a la codificación del canal como una técnica nueva para el control de errores, ya que antes del trabajo de Shannon ya era sabido que un incremento en la potencia de transmisión podía resultar en una comunicación relativamente confiable. La verdadera importancia del trabajo de Shannon radica en el hecho de presentar a la **codificación del canal como el medio a través del cual es posible lograr transmitir información virtualmente libre de errores, empleando un mínimo de energía y a una velocidad igual a la capacidad del canal.**

Shannon probó matemáticamente que con los esquemas de codificación del canal adecuados podía lograrse una transmisión de información con esas características, sin embargo, muy poco aportó con respecto a cuál o cuáles podrían ser dichos esquemas, dejando abierta una incógnita que permanecería sin respuesta por más de cuatro décadas. Si bien su teorema de codificación del canal presenta una solución viable para lograr tasas de error muy bajas mediante el incremento de *n* en la codificación de bloque, en ningún momento presenta la forma de construir un código de bloque que sea capaz de comportarse de acuerdo con la ecuación (1.10).

De este modo, casi siempre se representa el desempeño de un código *no* en términos de la reducción que logra en las tasas de error, sino en términos de la reducción que logra en la relación señal-a-ruido requerida para la misma BER [SWE91]. A esta reducción comunmente se le conoce como *ganancia de codificación*, y para un canal AWGN se define formalmente como *la reducción en decibeles que presenta la relación* E_b/N_o *para alcanzar una BER determinada en un sistema codificado en comparación con uno no codificado, empleando un mismo esquema de modulación* [STA04].

La siguiente figura ilustra el concepto de ganancia de codificación, mostrándonos la curva de desempeño de un código de bloque de tasa r = ¾, con n=255 bits y k=191 bits. Nótese la ganancia en E_b/N_o de aproximadamente 3.5dB con el sistema codificado para una BER de 10^{-5}.

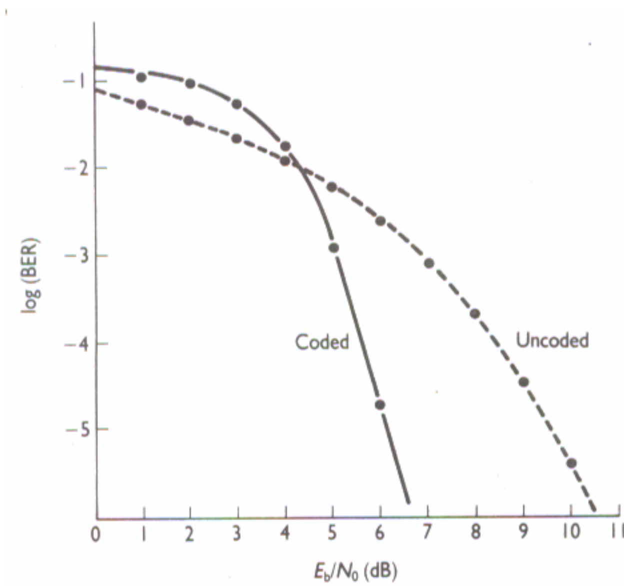

Figura 1.3. Curva de desempeño de un código de bloque (255,191). [SWE91].

Situados en este contexto, la pregunta obligada que surge es la siguiente: de manera cuantitativa y en base a las predicciones de Shannon, ¿cuál es el máximo desempeño que se puede lograr en un sistema de comunicación codificado?.

Para responder a esta pregunta, primero retomamos la ecuación (1.6) y la reescribimos como:

$$\frac{C}{W} = \log_2\left(1 + \frac{E_b R_s}{N_0 W}\right) \tag{1.11}$$

A continuación definimos un sistema ideal como aquel cuya tasa de transmisión R_s es igual a la capacidad del canal C. Para un sistema de este tipo, la ecuación (1.11) puede escribirse como:

$$\frac{(E_b)_{\min}}{N_0} = \frac{2^{C/W} - 1}{C/W} \tag{1.12}$$

donde $(E_b)_{\min}$ representa la mínima energía requerida por bit de información transmitido para una comunicación confiable. A la razón R_s/W se le conoce como *eficiencia del ancho de banda*, y una gráfica de R_s/W en función de E_b/N_o se denomina *diagrama de eficiencia del ancho de banda*. El diagrama de eficiencia del ancho de banda correspondiente al sistema ideal, en el que $R_s = C$, se muestra en la siguiente figura. (En la figura $R_b = R_s$ y $B = W$).

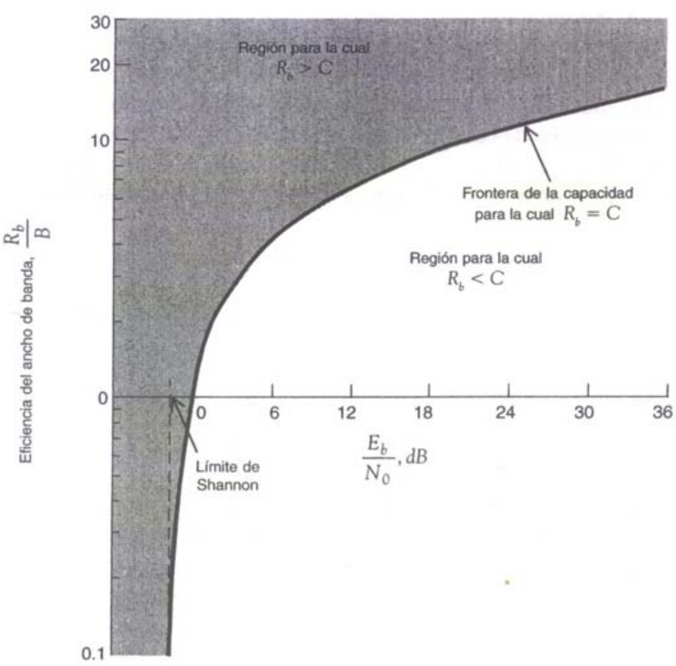

Figura 1.4. Diagrama de eficiencia del ancho de banda de un sistema ideal. [MIC85].

La zona sombreada en la figura representa el conjunto de puntos de operación para los cuales no es posible establecer una transmisión de información confiable en un sistema de comunicación. Como se puede observar en la figura, en un sistema ideal la máxima eficiencia de energía se alcanza cuando $W = \infty$ y por lo tanto $C/W = 0$. En este punto, E_b/N_o es igual al llamado *límite de Shannon* que corresponde a -1.6 dB.

Respondiendo entonces a la pregunta acerca del máximo desempeño que en un sistema de comunicación codificado se puede alcanzar, podemos decir que dicho desempeño corresponde a: transmitir con un mínimo de errores, a una tasa igual a la capacidad del canal, y con un nivel de E_b/N_o dado por la ecuación (1.12).

Sin embargo, como ya se dijo anteriormente el teorema de codificación del canal de Shannon no provee ningún medio para construir esquemas de codificación efectivos; además, de acuerdo con dicho teorema si se requieren probabilidades de error muy bajas se necesitarán utilizar códigos muy largos, lo que conllevará a la necesidad de realizar operaciones de decodificado muy complejas. Es por esto que el campo de la investigación de la Teoría de Codificación ha lidiado con dos problemas básicos para tratar de llegar a la misma meta de encontrar el esquema de codificación perfecto: un esquema físicamente realizable que permita alcanzar el máximo desempeño en un sistema de comunicación. El primer problema consiste en tratar de encontrar tipos de códigos capaces de producir buenas ganancias de codificación a bajas probabilidades de error sin necesidad de ser extremadamente largos. El segundo problema radica en diseñar algoritmos de decodificación que permitan el desempeño intrínseco del código sin una complejidad prohibitiva [MIC85].

Si bien lograron desarrollarse una gran cantidad de buenos esquemas de codificación para control de errores a raíz del trabajo de Shannon, ninguno de estos códigos prometía ser el esquema de codificación tan buscado, pues con ninguno de ellos lograba obtenerse el desempeño que de acuerdo con Shannon podía alcanzarse en un sistema de comunicación si se empleaban las técnicas de control de errores adecuadas.

Mas la búsqueda del código perfecto no cesaría, ya que en 1993, más de cuarenta años después del trabajo pionero de Claude Shannon, los franceses Claude Berrou y Alain Glavieux presentarían a la comunidad científica un esquema de codificación para control de errores que, si bien no era el código perfecto tan buscado, no estaba muy lejos de serlo. Su nombre: Turbo-códigos.

Ya hemos revisado, pues, los que para los propósitos de esta Tesis nos parecen ser los resultados más importantes de la Teoría de la Información de Shannon. Hemos visto los máximos beneficios que pueden obtenerse en el desempeño de un sistema de comunicación gracias a la codificación del canal y por lo tanto estamos listos para tratar la temática central de la Tesis de manera particular.

1.3. Transmisión de información en el sistema digital de comunicación.

Antes de dirigir nuestra atención por completo hacia el mundo de los Turbo-códigos, es conveniente conocer de manera general el proceso de transmisión de información desde una fuente hasta un destino a través del sistema de comunicación digital en el que nos basaremos a lo largo de la Tesis, ya que de esta forma nos familiarizaremos con algunos conceptos que son de gran importancia para el área de codificación para control de errores, como lo son las *decisiones suve* y *dura* de un demodulador.

Consideremos el siguiente diagrama a bloques, el cual corresponde en esencia al mismo sistema de comunicación de la Figura 1.1 excepto por el hecho de que aquí no hemos considerado la parte correspondiente a Criptografía, ya que ésta es un área que además de no siempre estar presente en los sistemas de comunicación digitales, está fuera de los alcances de esta Tesis.

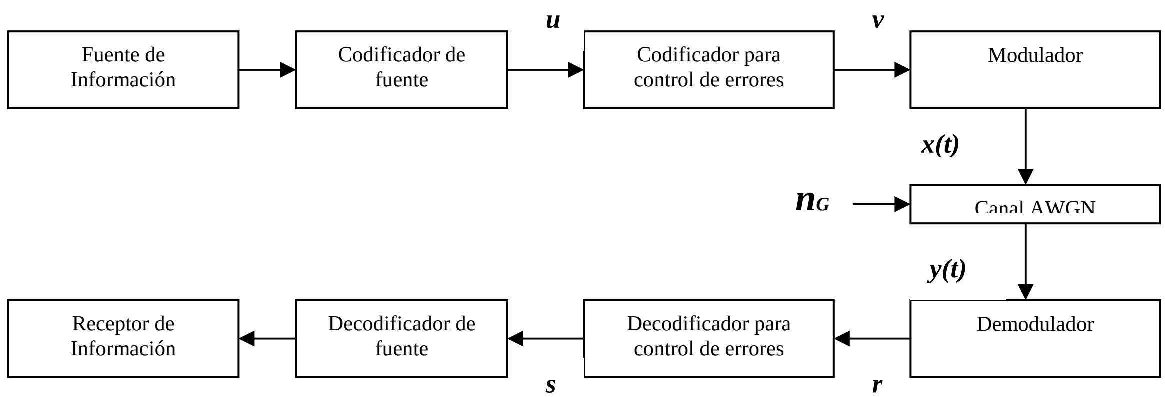

Figura 1.5. Diagrama a bloques de un sistema de comunicación digital inalámbrico típico.

La Fuente de Información, que puede ser una persona o una máquina, puede ser catalogada como una fuente analógica o como una fuente discreta. Una fuente analógica produce formas de onda continuas en el tiempo, mientras que una fuente discreta produce una secuencia de símbolos discretos. El Codificador de fuente tiene la tarea de representar eficientemente la salida de la Fuente de Información como una secuencia de bits ***u***. Para el caso de una fuente analógica, esta tarea involucra una conversión A/D (análogo a digital). Como ya se dijo con anterioridad, para esta Tesis consideraremos una fuente digital y por consiguiente no nos ocuparemos de la codificación de fuente.

La secuencia ***u*** es recibida por el Codificador para control de errores, que ejecutará todas las operaciones digitales necesarias para transformar a la secuencia binaria ***u*** en una secuencia discreta ***v*** llamada *secuencia codificada* [LIN83]. Casi siempre la secuencia codificada corresponde a una secuencia binaria como en el caso de $\boldsymbol{u}$, sin embargo, existen algunas aplicaciones en que la codificación para control de errores es *M-aria*, donde M es una potencia positiva de 2. En estos casos se dice que el alfabeto de señalización para la transmisión es *M-ario*.

El Modulador recibe, entonces, la secuencia discreta $\boldsymbol{v}$ con la finalidad de producir formas de onda apropiadas para el medio de transmisión físico, el cual es análogo. En particular, el modulador convierte cada símbolo binario o M-ario codificado en una onda analógica de T segundos de duración. Para el caso de señalización binaria las técnicas de modulación más usadas son BPSK, DPSK y FSK. En el caso en que la señalización sea M-aria, los esquemas de modulación de mayor uso los constituyen M-ary PSK (MPSK), MDPSK y MFSK.

Estas ondas analógicas, que en la Figura 1.5 se representan por $\boldsymbol{x(t)}$, son transmitidas a través del canal de comunicación inalámbrico en el que son corrompidas por ruido Gaussiano blanco aditivo representado por $\boldsymbol{n_G}$. Esto resulta en un conjunto de ondas "ruidosas" $\boldsymbol{y(t)}$ cuyo destino lo constituye el Demodulador.

El Demodulador está diseñado para producir una salida correspondiente a la señal recibida en cada intervalo de T segundos. Un demodulador óptimo, de acuerdo con [LIN83], siempre incluye un detector de correlación (o *matched filter detector*) seguido de un switch de muestreo. Si este switch va conectado directamente al Decodificador para control de errores, se dice que la salida del detector de correlación se deja *no-cuantizada* y el decodificador deberá ser capaz de procesar señales analógicas. Por otro lado, generalmente la salida del detector se cuantiza a uno de un número finito Q de símbolos discretos y el decodificador del canal deberá aceptar entradas binarias (Q = 2) o multi-nivel

($Q > 2$). De cualquier forma, en la Figura 1.5 ***r*** denota la secuencia de salidas del demodulador que corresponde a la secuencia codificada ***v***. La siguiente figura nos muestra la arquitectura general de un demodulador.

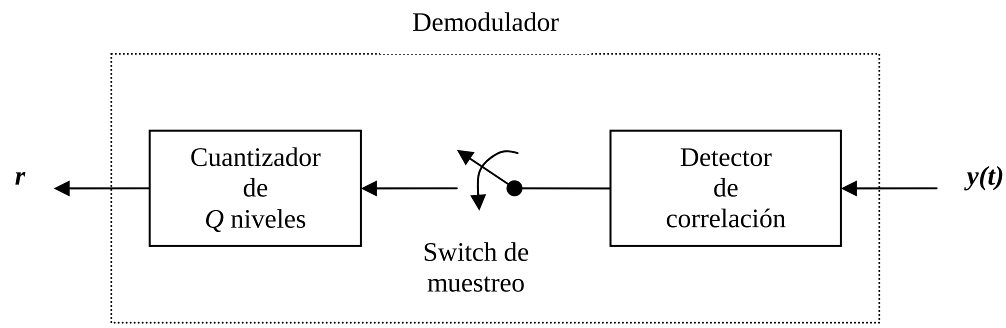

Figura 1.6. Arquitectura general de un demodulador. [LIN83].

Si el alfabeto de señalización para la transmisión es binario (codificación del canal binaria) y la salida del demodulador está cuantizada a uno de dos niveles ($Q = 2$), se dice que el demodulador *toma decisiones duras*. Para el caso de una codificación de canal M-aria, una toma de decisiones duras corresponde al caso en que $Q = M$. Por otro lado, si el alfabeto de señalización para la transmisión es binario y la salida del demodulador está cuantizada a uno de $Q > 2$ niveles o simplemente no está cuantizada, entonces se dice que el demodulador *toma decisiones suaves*. Para el caso de una codificación del canal M-aria, una toma de decisiones suaves corresponde al caso en que $Q > M$.

La mayoría de los sistemas digitales de comunicación codificados emplean un esquema de codificación binaria con decodificación de decisiones duras debido a la simplicidad de la implementación en comparación con los sistemas no binarios. Sin embargo, la decodificación de decisiones suaves generalmente ofrece un mejor desempeño del sistema que el que ofrece un esquema de decodificación de decisiones duras [LIN83].

La salida del demodulador es recibida por el Decodificador para control de errores, cuya finalidad es convertir a la secuencia ***r*** en una secuencia binaria ***s*** que idealmente será una réplica de la secuencia de bits ***u***. Atendiendo a [LIN83], la estrategia de decodificado se basa en las reglas de codificación del canal y en las características de ruido del canal. Las técnicas de decodificado que operan sobre las salidas de un demodulador de decisiones duras comúnmente se conocen como *técnicas de decodificación dura*. Así mismo, las técnicas de decodificación que operan sobre las salidas de un demodulador de decisiones suaves son conocidas como *técnicas de decodificación suave* o *blanda*.

La probabilidad de error a la salida del decodificador del canal provee una medida importante del desempeño del sistema de comunicación. Muy a menudo esta probabilidad de error la constituye la llamada BER mencionada con anterioridad, sin embargo existen otras medidas de probabilidad de error en este punto del sistema como la *MSER* (*M*-ary *S*ymbol *E*rror *R*ate) que también llegan a ser utilizadas como una referencia para medir el desempeño del sistema [MIC85].

En la última etapa del proceso de transmisión de información a través del sistema digital inalámbrico considerado, la secuencia ***s*** producida por el decodificador del canal es recibida por el Decodificador de fuente cuya tarea consiste en entregar al Receptor de Información un estimado de la salida de la Fuente de Información, que en el mejor de los casos corresponderá a una reproducción fiel de dicha salida. Para el caso de una fuente analógica, esta tarea involucrará una conversión D/A (digital a análogo).

Ahora que conocemos el proceso completo de transferencia de información en un sistema digital inalámbrico codificado, es importante resaltar una de las características de un sistema de comunicación de este tipo: *para mantener una tasa de datos constante a través de todo el sistema, se requiere de una expansión del ancho de banda del canal de* *transmisión.* Es importante considerar esta característica de un sistema codificado ya que, como se mencionó con anterioridad, uno de los propósitos de un sistema de comunicación es entregar los bits producidos por la fuente de información a un receptor a la misma tasa a la que ésta produce dichos bits, y si incrementar el ancho de banda en un sistema determinado es poco permisible entonces conviene saber que un incremento en el tiempo de transmisión del mensaje será algo inevitable, lo cual constituye una de las principales desventajas de la codificación para control de errores.

Para demostrar de manera sencilla esta importante característica de los sistemas digitales codificados, consideremos el caso de un sistema que emplea codificación de bloque binaria. Basándonos en [LIN83], debido a que un símbolo codificado (en este caso un bit de la secuencia $\boldsymbol{v}$ en la Figura 1.5) es transmitido cada T segundos, la tasa de transmisión de símbolos o *baud rate* es igual a $1/T$ símbolos por segundo. Si la tasa de código es $r = k/n$, k bits de información corresponden a la transmisión de n símbolos y la tasa de transmisión de información del sistema es r/T bits por segundo. Todos los canales de comunicación están sujetos a una distorsión en las señales debida a limitaciones del ancho de banda. Para minimizar el efecto de esta distorsión en el proceso de detección de las señales, el canal debe tener un ancho de banda W de al menos $1/(\ 2T\ )$ Hertz. En un sistema no codificado, $r = 1$ y la tasa de transmisión de información es igual a $1/T = 2W$ bits por segundo y está limitada por el ancho de banda del canal. Pero si $r < 1$ (sistema codificado), entonces la tasa de transmisión de información es igual a $r/T = 2rW$ bits por segundo y está reducida en un factor r comparada con el caso anterior. Por lo tanto, para mantener la misma tasa de transferencia de información del sistema no codificado, el sistema codificado requiere de un incremento en el ancho de banda W en un factor de $1/r$.