



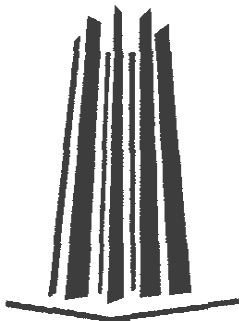
**UNIVERSIDAD NACIONAL AUTÓNOMA DE MÉXICO
FACULTAD DE ESTUDIOS SUPERIORES
ARAGÓN**

INGENIERÍA MECÁNICA ELÉCTRICA

**“APUNTES DE COMUNICACIONES DIGITALES.
ENFOCADO A LA ASIGNATURA QUE SE IMPARTE EN
LA FES ARAGON.”**

**T E S I S
QUE PARA OBTENER EL TITULO DE
INGENIERO MECÁNICO ELÉCTRICO
P R E S E N T A :
JESÚS OMAR NERI VIDALES**

ASESOR: ING. ADRIÁN PAREDES ROMERO.



SAN JUAN DE ARAGON, EDO. DE MÉXICO, AGOSTO 2006.



Universidad Nacional
Autónoma de México

Dirección General de Bibliotecas de la UNAM

Biblioteca Central



UNAM – Dirección General de Bibliotecas
Tesis Digitales
Restricciones de uso

DERECHOS RESERVADOS ©
PROHIBIDA SU REPRODUCCIÓN TOTAL O PARCIAL

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

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

Agradezco a dios ante todo.

Agradezco a mis padres por su apoyo incondicional.

Agradezco la valiosa dirección del Ing. Adrián Paredes Romero. La cual hizo posible la realización de este trabajo.

Agradezco a todas aquellas personas que en el momento preciso, me brindaron su ayuda y amistad.

INDICE

PÁGINA

OBJETIVO Y JUSTIFICACIÓN

INTRODUCCIÓN

CAPITULO 1: INTRODUCCIÓN.

1.1.- Conceptos básicos.....2

1.2.- Configuración básica de una comunicación digital..... 4

CAPITULO 2: FUENTES DE SEÑAL BINARIA.

2.1.- Señales analógicas digitalizadas.....9

2.2.- Codificación de caracteres alfanuméricos..... 16

2.3.- Concepto de señal NRZ-L..... 19

2.4.- Ancho de banda de una señal NRZ-L..... 20

CAPITULO 3: MULTICANALIZACION POR DIVISIÓN DE TIEMPO.

3.1.- Muestreo..... 22

3.2.- Cuantificación, ruido de cuantificación..... 22

3.3.- Compasión.....23

3.4.- PCM, PCM diferencial y modulación delta.....23

3.5.- Técnicas de multiplexaje por división de tiempo, jerarquías,
velocidad de transmisión y ancho de banda.....30

3.6.- Análisis de sistemas comerciales..... 41

3.7.- Campos de aplicación del multiplexaje digital..... 56

CAPITULO 4: EL CANAL DE TRANSMISIÓN.

4.1.- Canal sin memoria, canal simétrico binario y canal gaussiano.....58

4.2.- Transmisión de señales binarias a través de cables. Pérdidas, retardo, distorsión, ancho de banda, interferencia intersimbólica, conformación de pulsos, regeneración de señales digitales.....62

CAPITULO 5: CÓDIGOS DE LINEA.

5.1.- Necesidad de la codificación de línea.....82

5.2.- Criterios de evaluación de códigos de línea.....82

5.3.- Clasificación y características de códigos de línea y aplicaciones...84

CAPITULO 6: MODULACIÓN DIGITAL.

6.1.- Necesidad de la modulación.....101

6.2.- Modulación en amplitud: Binaria M-aria y en cuadratura.
Demodulación síncrona y asíncrona.....101

6.3.- Modulación y demodulación en frecuencia.....109

6.4.- Modulación y demodulación en fase: binaria M-aria, diferencial...117

6.5.- Comparación en anchos de banda.....126

CAPITULO 7: RUIDO EN LAS COMUNICACIONES DIGITALES.

7.1.- Origen y clasificación del ruido.....129

7.2.- Densidad espectral de potencia del ruido.....136

7.3.- Relación señal ruido, cifra de ruido y temperatura de ruido.....139

7.4.- Cálculo de la probabilidad de error en comunicaciones en banda base y en pasabanda.....141

7.5.- Filtros adaptados.....147

CAPITULO 8: CÓDIGOS DE PROTECCIÓN.

8.1.- Detección y corrección de errores por chequeo de paridad.....154

8.2.- Algoritmos de codificación y verificación para códigos de bloques y códigos convolucionales.....162

8.3.- Criterios de selección comparación de códigos.....167

8.4.- Aplicaciones.....173

CAPITULO 9: TEORIA DE LA INFORMACIÓN.

9.1.- Medición de la cantidad de información de un mensaje.....178

9.2.- Entropía.....181

9.3.- Algoritmos para obtener códigos de mínima longitud, ventajas y desventajas de los códigos de mínima longitud y campos de aplicación de los códigos de mínima longitud.....184

9.4.- Códigos criptográficos.....188

CONCLUSIONES.....202

BIBLIOGRAFIA.....203

OBJETIVO

Desarrollar los temas de la asignatura de comunicaciones digitales en su forma mas explicita para que sirva de sustento al alumno que necesite información de este argumento, así como al profesor que imparta ó guste dar la asignatura.

JUSTIFICACIÓN:

El conocimiento de comunicaciones digitales, es una gran y valiosa herramienta. Las comunicaciones digitales son de vital importancia en la vida moderna ya que se utilizan en gran cantidad de productos de consumo, equipos industriales de comunicación y de control de oficina.

Su importancia y aplicación es demasiado amplio, ya que se encuentra directa o indirectamente relacionado con cualquier disciplina que utilice un sistema electrónico de comunicaciones. La sociedad en que vivimos depende y exige nuevos y mejores sistemas de comunicaciones digitales y estos nuevos sistemas, no se realizarían sin la gran herramienta que es esta asignatura.

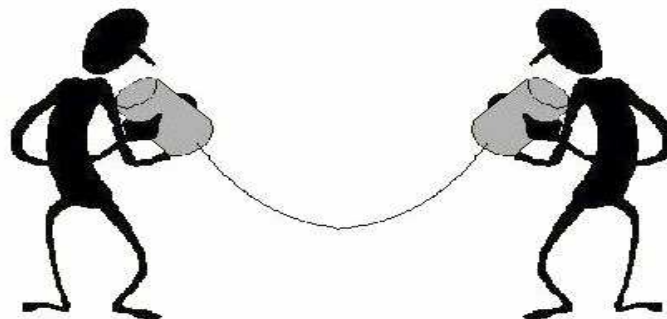
Su conocimiento es una gran y valiosa herramienta, necesaria y vital para lograr la formación de un Ingeniero Mecánico Eléctrico.

INTRODUCCIÓN

Las comunicaciones han estado presentes de manera decisiva en la vida del hombre, la comunicación actual entre dos personas es el resultado de múltiples métodos de expresión desarrollados durante siglos. Y existen diversas formas de comunicación como es la escrita, hablada, de tipo visual, por sonidos.

Gracias a la necesidad de la comunicación el hombre se organizo en grupos hasta formar lo que hoy se conoce como sociedad.

Podemos decir que la comunicación es el proceso de transmisión y recepción de ideas, información y mensajes. En los últimos 150 años, y en especial en las dos últimas décadas, la reducción de los tiempos de transmisión de la información a distancia y de acceso a la información ha supuesto uno de los retos esenciales de nuestra sociedad.

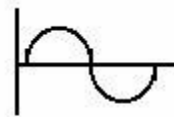


CAPITULO 1: INTRODUCCIÓN

1.1.-CONCEPTOS BÁSICOS.

A continuación se mencionan algunos conceptos que se consideran de importancia en comunicaciones digitales:

SEÑAL ANALÓGICA: Es una señal eléctrica nominalmente continua que varía en amplitud o frecuencia. Una señal analógica es un voltaje o corriente que varía suave y continuamente, como ejemplo los voltajes de la voz y del video son señales analógicas que varían de acuerdo con el sonido o variaciones de la luz que corresponden a la información que se está transmitiendo. En sí los datos a transmitir, por lo general se convierten a forma analógica para acoplarlas al medio de transmisión. La siguiente figura muestra una señal analógica:



SEÑAL ANALOGICA

SEÑAL DIGITAL: Las señales digitales, en contraste con las señales analógicas, no varían en forma continua, sino que cambian en pasos o incrementos discretos. La mayoría de las señales digitales utilizan códigos binarios o de dos estados. La siguiente figura muestra una señal digital:



SEÑAL DIGITAL

COMUNICACIÓN: Proceso de transmisión y recepción de ideas, información y mensajes. La comunicación es el proceso de transmisión de un mensaje entre un emisor y un receptor a través de un medio, que requiere un código común a ambos.

SISTEMA DE COMUNICACIÓN SIMPLEX: Sistema de comunicación que permite que la transmisión del flujo de información sea en un solo sentido.

SISTEMA DE COMUNICACIÓN SEMIDUPLEX O HALF DUPLEX: Sistema de comunicación que permite la transmisión en ambos sentidos pero alternadamente.

SISTEMA DE COMUNICACIÓN FULLDUPLEX: Sistema de comunicación que permite la transmisión en ambos sentidos simultáneamente.

CANAL: Es el medio de transmisión entre dos puntos, puede referirse a un enlace unidireccional, en aquellos enlaces en donde se transmite en las dos direcciones se le denomina enlace bidireccional, también se le considera como la subdivisión más pequeña de un sistema de transmisión por medio del cual se provee un solo servicio de comunicación.

BANDA BASE: Se refiere a la transmisión de una señal analógica o digital en su frecuencia original, sin modificarla por modulación.

MODULACIÓN: Es la alteración de una onda portadora en función del valor o de una muestra de la información que se transmite.

DISTORSIÓN: Es la modificación indeseada de una forma de onda que ocurre entre dos puntos de un sistema de transmisión.

RUIDO: Es una señal aleatoria, impredecible que puede afectar o interferir con nuestra señal de información.

ATENUACION: Es la pérdida progresiva de la potencia de la señal con relación a la distancia que recorre. También se le define como la potencia transmitida y la recibida debida a pérdidas en los equipos, líneas u otros dispositivos de transmisión. Se mide en decibeles.

INTERFERENCIA: Es la contaminación de nuestra señal, debido a otras señales que presentan las mismas características que la nuestra.

PERDIDAS EN EL CABLE: Dependen de la longitud del material y de la pureza del material del cable se especifican en db/km y varían desde décimas de db hasta varios db por kilómetro.

ANCHO DE BANDA: Gama de frecuencias que pasa por un circuito de comunicaciones, cuanto mayor es el ancho de banda, más información puede enviarse por el circuito de comunicaciones en un lapso determinado.

REPETIDORES: También denominado regenerador y es un dispositivo que automáticamente amplifica, restaura o devuelve la forma a las señales para compensar la distorsión y atenuación antes de proceder a retransmitir.

CÓDIGO: Es una combinación de signos que tiene un determinado valor dentro de un sistema establecido. Por medio de los códigos se realiza el proceso de codificar, que es transformar mediante las reglas de un código la formulación de un mensaje. Por medio de la codificación, Los datos digitalizados se pueden generar directamente en código binario (1/0).

ERRORES: Se puede definir como algo equivocado o juicio falso, o una acción desacertada o equivocada. Como en el caso de error de bit, en el cual el valor del bit codificado ha cambiado durante la transmisión. Cuando esto ocurre, la parte receptora interpreta mal el bit.

VELOCIDAD DE TRANSMISIÓN: La velocidad de transmisión de datos se denomina también coeficiente de transmisión o velocidad de transferencia de datos y suele medirse en bits por segundo (bps).

VELOCIDAD DE SEÑALIZACIÓN: La velocidad de señalización se mide en baudio (BAUD), que es la unidad de velocidad de señalización equivalente al número de estados o eventos discretos por segundo, esta característica diferencia a la velocidad de señalización con la velocidad de transmisión.

MULTIPLEXAJE DIGITAL: Es una técnica utilizada en comunicaciones y operaciones de entrada y salida para transmitir simultáneamente a través de un único canal o una sola línea varias señales diferentes. Para mantener la integridad de cada una de las señales a lo largo del canal, el multiplexado permite separarlas por tiempo, espacio o frecuencia. El dispositivo utilizado para combinar las señales se denomina multiplexor.

DENSIDAD ESPECTRAL DE POTENCIA: llamado espectro de potencia, con ella se mide la distribución de la potencia del ruido en la frecuencia.

AMI: Significa inversión de marcas alternadas, es un sistema de codificación bipolar en el cual los unos (marcas) sucesivos deben alternar su polaridad entre positiva y negativa.

CMI: Significa Inversión de marcas codificadas, es un código de línea de transmisión para alta velocidad de transmisión.

PCM: Modulación de código de pulso, es un proceso que saca muestras, cuantifica y codifica la señal analógica modulada y la convierte en una secuencia de bits digitales.

PAM: Modulación por amplitud de pulso, este es el resultado de el proceso de muestreo de una señal, durante el proceso del PCM, una muestra PAM, presenta las características de ser una función discreta, con tiempo constante y su amplitud sigue siendo variante con respecto al tiempo.

1.2.- CONFIGURACIÓN BÁSICA DE UNA COMUNICACIÓN DIGITAL.

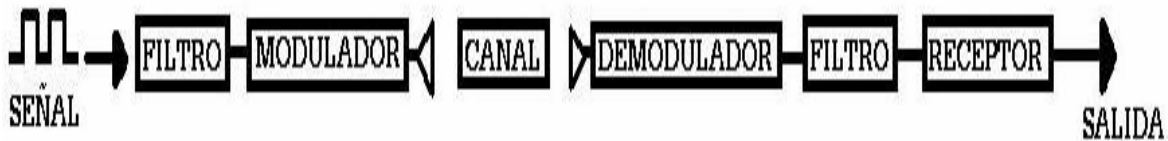
La comunicación es el proceso donde se transmite información desde un punto llamado fuente a otro llamado destino. Para que se pueda llevar a cabo una comunicación es necesario la presencia de tres elementos básicos fundamentales que son el transmisor al cual se le abrevia con las siglas TX, este enviara el mensaje que se desea transmitir y el que recibe dicho mensaje es el receptor al cual se le abrevia con la siglas RX. Y también es importante el medio de transmisión o canal de transmisión que es por donde viajara el mensaje enviado por el transmisor (TX) hacia el receptor (RX). El medio o canal de transmisión puede ser inalámbrico (Espacio libre), o alámbrico (Cable Coaxial, par trenzado, Fibra Óptica, alambre de cobre). Un ejemplo seria la comunicación por teléfono, el micrófono (transmisor) que recibe el impacto de ondas de sonido. El micrófono transforma las vibraciones en impulsos eléctricos. El mensaje enviado viaja en este caso por

cable (medio o canal), La corriente eléctrica así generada se transmite a distancia. Un altavoz (receptor) vuelve a convertir la señal eléctrica en sonido.

A continuación se muestra un esquema de los elementos básicos que conforman un sistema de comunicación:



La transmisión de un mensaje digital se muestra a continuación:



Este esquema muestra un sistema completo para la transmisión de un mensaje digital, incluye un transmisor, un medio de transmisión sobre el cual la información se trasmite y un receptor el cual debe producir a su salida una replica reconocible de la información de la entrada. En los sistemas electrónicos de comunicaciones, al mensaje se le denomina información, esta información en forma de señal electrónica es enviada a un filtro que realizan el filtrado de la señal, el demodulador en el receptor sirve para separar la modulación de la onda senoidal de alta frecuencia que se ha introducido en el modulador del transmisor (el proceso de modulación es necesario para permitir que las señales sean radiadas al espacio o cualquier medio o canal) La función del receptor es reproducir tan fielmente como sea posible la secuencia original de señales que representan los datos originales que se transmiten, se deberá tomar en cuenta que algunos canales como ejemplo la línea telefónica, producen distorsión en la señal, pero esto se evita incorporando el filtro que sigue después del modulador. El filtro del receptor sirve para eliminar parte del ruido, finalmente para reproducir la señal original el detector o receptor(RX), debe muestrear la salida del filtro del receptor una vez en cada intervalo de bit y decidir si se ha transmitido un 1 o 0, sin embargo los errores se presentan cuando el ruido oculta el símbolo correcto. Desglosando cada uno de los elementos antes mencionados, se tiene que:

TRASMISOR (TX): Esta conformado por un modulador y un codificador y por lo tanto el trasmisor (TX) tiene la función de acoplar la señal a las características del medio de transmisión para que se pueda llevar al receptor (RX). El modulador es el que producirá una señal variable a su salida que es el proporcional a algún modo a la señal que aparece en sus terminales de Entrada. El codificador, elige la mejor forma de la señal para optimizar su recepción en su extremo receptor este proceso esta concebido para optimizar la detección de posibles errores en el receptor sobre la señal que esta siendo transmitida. El trasmisor por si mismo es una colección de componentes y circuitos diseñados para convertir la señal eléctrica en una forma adecuada para transmitirse a través de un medio de comunicación determinado, los transmisores se componen de osciladores, amplificadores, circuitos sintonizados y filtros moduladores (que realizan el filtrado de la señal), mezcladores de frecuencia, sintetizadores de frecuencia entre otros circuitos, ejemplos de transmisores seria para mensajes de voz el micrófono que es un transductor o sea trasforma el sonido en una señal electrónica de audio, para la televisión se utiliza una cámara que convierte la información luminosa de la escena a una señal de video, en sistemas de computo el mensaje se escribe con el teclado y se convierte en códigos binarios.

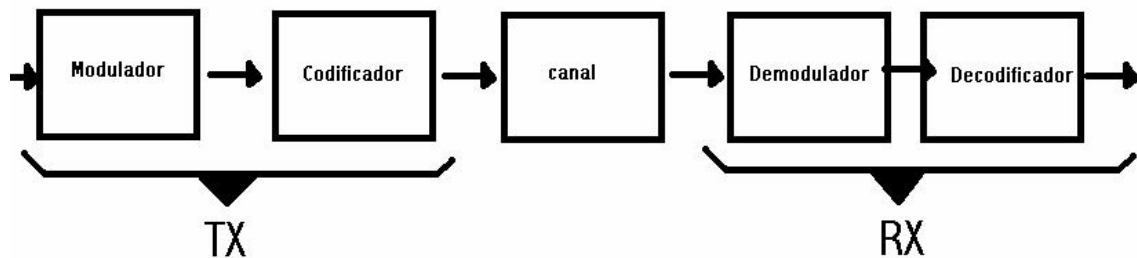
CANAL DE COMUNICACIONES: Es el medio por el cual la señal electrónica se envía de un lugar a otro, este medio o canal puede ser:

Conductores eléctricos: en su forma más sencilla un par de alambres un cable coaxial (usado para señales de televisión), o cable con un par de hilos trenzados utilizados en una red de área local (LAN) para computadoras personales. Puede ser medio óptico, utilizando el cable de fibra óptica que trasmite el mensaje en una onda de luz (utilizado en telefonía) la información se convierte en forma digital que puede ser utilizada para controlar la emisión de luz apagado, encendido de un diodo emisor de luz o diodo láser a alta velocidad. El espacio libre, cuando se usa este se le denomina radio y radio es un termino empleado para cualquier forma de comunicación inalámbrico de un punto a otro, la radio usa el espectro electromagnético, en otras palabras las señales de información se convierten en campos eléctricos y magnéticos que se propagan libremente en el espacio a través de grandes distancias, en otros sistemas especiales de comunicación se usan otros tipos de medios. Por ejemplo, en el sonar se emplea el agua como medio. El sonar pasivo está atento a sonidos submarinos con hidrófonos sensitivos. El sonar activo utiliza una técnica de reflexión de ecos.

Las líneas de alto voltaje a través de sus conductores eléctricos que llevan la energía para operar dispositivos electrónicos pueden usarse como medios de comunicación, esto se realiza cuando se sobreponen las señales a transmitirse o se añaden al voltaje de la línea de alto voltaje y a esto se le conoce con el nombre de transmisión en portadora de corriente. (Usada en intercomunicación de voz, control remoto de equipo eléctrico, redes de área local LAN).

RECEPTOR (RX): Esta conformado por un demodulador y un decodificador, el receptor extrae la señal deseada que le entrega el medio de transmisión a través del proceso llamado demodulación o detención, este elemento realiza el proceso inverso que lleva a cabo el transmisor, mediante los dos elementos antes mencionados (demodulador y decodificador). El receptor es una colección de componentes electrónicos que acepta el mensaje transmitido del canal y lo convierte en una forma clara para nosotros, los receptores contienen amplificadores, osciladores, mezcladores, circuitos sintonizados y filtros (que realizan el filtrado de la señal). Y un demodulador o detector que recupera la señal de la portadora modulada, a la salida entrega la señal original que puede ser como ejemplo una señal de voz enviada a un locutor, una señal de video que se envía a un tubo de rayos catódicos para su presentación de forma visual.

A continuación se muestra una figura que muestra estos elementos:

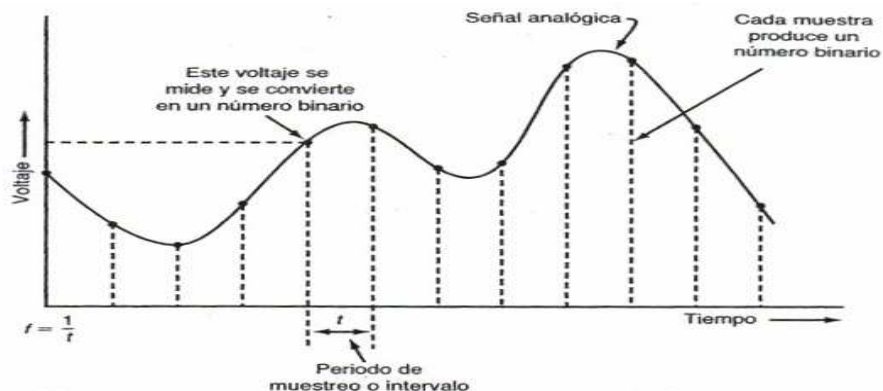


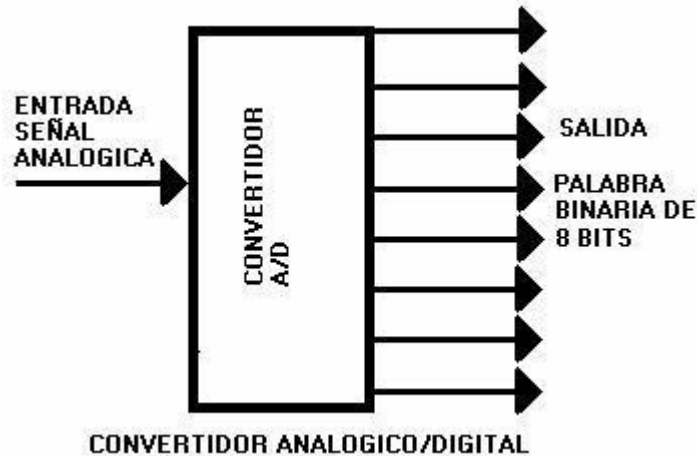
CAPITULO 2: FUENTES DE SEÑAL BINARIA.

2.1.- SEÑALES ANALÓGICAS DIGITALIZADAS.

Una señal analógica, es una señal eléctrica nominalmente continua que varía en amplitud o frecuencia. Trasladar una señal analógica a una señal digital se le denomina conversión analógica a digital (A/D), ó digitalización de una señal ó codificación. El dispositivo empleado para este fin se denomina convertidor analógico a digital (A/D) o (CAD). El proceso opuesto a esto se denomina conversión digital a analógico (D/A) o simplemente DAC o decodificador.

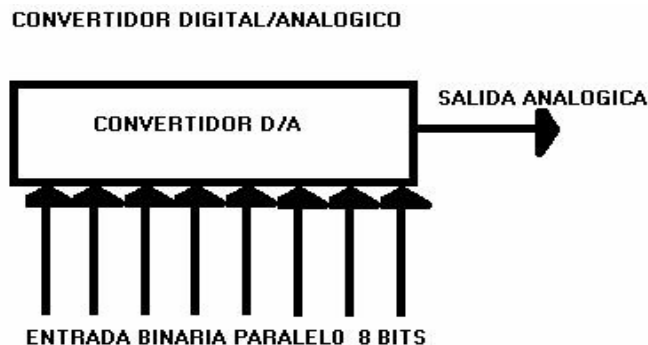
La conversión analógica a digital (A/D): Una señal analógica es un voltaje o corriente continua con cambios suaves, puede ser una señal de voz, una forma de onda de video, o un voltaje que represente la variación de alguna otra característica física como la temperatura. La conversión A/D es un proceso de muestreo o mediciones de la señal analógica a intervalos de tiempos regulares, esto quiere decir que la señal analógica continua, se traslada a una serie de números binarios discretos que representan las muestras. Factores de importancia en el proceso de muestreo es la frecuencia de muestreo (f), que es el recíproco del intervalo de muestreo, (t), con objeto de retener el contenido de información de alta frecuencia en la señal analógica, debe tomarse un número suficiente de muestras, de manera que la forma de onda quede representada de modo adecuado. La mínima frecuencia de muestreo es el doble de la frecuencia analógica más alta contenida en la señal ó sea. Por ejemplo, si la señal analógica tiene variaciones de frecuencia máximas de 2 000 hz. La onda analógica debe ser muestreada a una frecuencia de por lo menos dos veces esto o 4 000 hz. A esta frecuencia mínima de muestreo se le llama frecuencia nyquist. En la práctica la velocidad de muestreo es mucho mayor que el mínimo de nyquist. Por lo común 2.5 o 3 veces mas. La velocidad real de muestreo depende de la aplicación y de factores como costo, complejidad y ancho de banda. En un convertidor A/D, practico no es posible convertir todas las muestras analógicas en un número binario preciso y proporcional en ves de esto el convertidor A/D es capaz de representar solo un número finito de valores de voltaje dentro de un intervalo específico, las muestras se convierten en un número binario cuyo valor es cercano al valor real de la muestra. Por ejemplo un número binario de 8 bits puede representar solo 256 estados, los cuales pueden ser los valores convertidos de una forma de onda analógica con un número infinito de valores positivos y negativos entre +1 V y -1 V. En las siguientes figuras se muestra el muestreo de una señal analógica, así como el diagrama de un convertidor A/D:



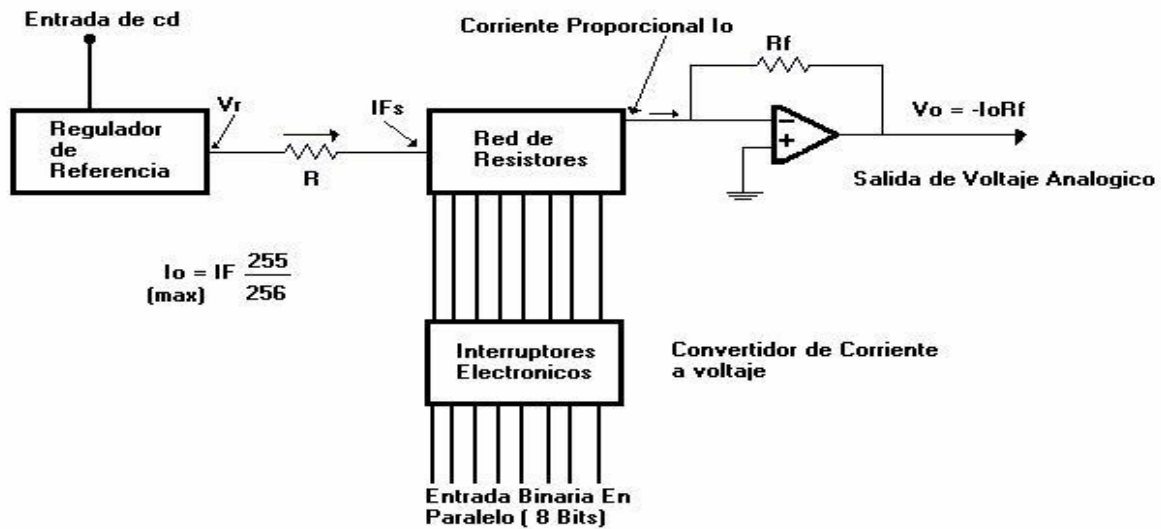


La naturaleza física de un convertidor A/D es tal que divide un intervalo de voltaje en incrementos discretos, cada uno de los cuales se representa por un número binario. Algunas veces se observan errores asociados al proceso de conversión, que se le llama error de cuantización. Puede reducirse, por supuesto, si solo se divide el intervalo de voltaje analógico en un mayor número de incrementos menores de voltaje, ya que mayor número de bits, mayor será el número de incrementos dentro del intervalo analógico y menor el error de cuantización. La cantidad máxima de error puede calcularse al dividir el intervalo de voltaje en que opera el convertidor A/D entre el número de incrementos. Supongamos por ejemplo: un convertidor A/D de 10 bits: Con 10 bits, se calcula con la siguiente fórmula los niveles de voltaje: $2^N = 2^{10} = 1\ 024$ niveles de voltaje, se calcula con la siguiente fórmula el número de incrementos: $2^N - 1 = 1\ 024 - 1 = 1\ 023$ incrementos, si suponemos que el intervalo de voltaje de entrada es de 0 a 6 V. El mínimo escalón de incremento de voltaje es entonces $6 / 1\ 023 = 5.86 \times 10^{-3} = 5.865$ mv. Este valor es el error máximo que puede ocurrir, el error promedio es la mitad de ese valor.

Conversión digital a analógico (D/A): es común que en algún momento se desee trasladar los múltiples números binarios a su voltaje analógico equivalente, esto se lleva a cabo por medio del convertidor digital a analógico (D/A), que recibe los números binarios en forma consecutiva y desarrolla un voltaje analógico proporcional a la salida, debido a que los números binarios de entrada representan niveles de voltaje específicos, la salida del convertidor D/A tiene característica escalonada. La siguiente figura muestra el diagrama de un convertidor digital/analógico:



Un convertidor D/A consta de cuatro secciones principales como se muestra en la siguiente figura:



Componentes Principales de un convertidor D/A

A continuación se hablara de forma breve de las cuatro secciones del convertidor D/A:

1) Reguladores de Referencia: El diodo zener, un regulador preciso de voltaje de referencia, recibe el voltaje de alimentación de CD. Como una entrada y la convierte en un voltaje de referencia de alta precisión. Este voltaje pasa a través de un resistor que establece la corriente máxima de entrada a la red de resistores y fija la precisión del circuito, la corriente se le llama corriente de escala máxima o I_{FS} .

$$I_{FS} = \frac{V_R}{R_R}$$

DONDE: V_R = voltaje de referencia.
 R_R = resistor de referencia.

2) Redes de resistores: la red de resistores de precisión esta conectada en una configuración única. El voltaje de referencia se aplica a esta red de resistores, la cual convierte el voltaje de referencia en una corriente proporcional al valor de la entrada binaria y la corriente de referencia de escala máxima, su valor máximo se calcula como sigue:

$$I_{sal} = \frac{I_{FS}(2^N - 1)}{2^N}$$

Para un convertidor D/A de 8 bits, $N = 8$. Algunos convertidores D/A modernos usan una red de capacitores en lugar de red de resistores para producir la conversión de números binarios en una corriente proporcional.

3) Amplificadores de salida: un amplificador operacional convierte la corriente proporcional en un voltaje proporcional, la salida de la red de resistores se conecta al punto suma del amplificador operacional, el voltaje del amplificador operacional es igual a la

corriente de salida de la red de resistores multiplicada por el valor del resistor de realimentación, si se selecciona el valor adecuado del resistor de realimentación, el voltaje de salida puede escalonarse a cualquier valor, el amplificador operacional invierte la señal.

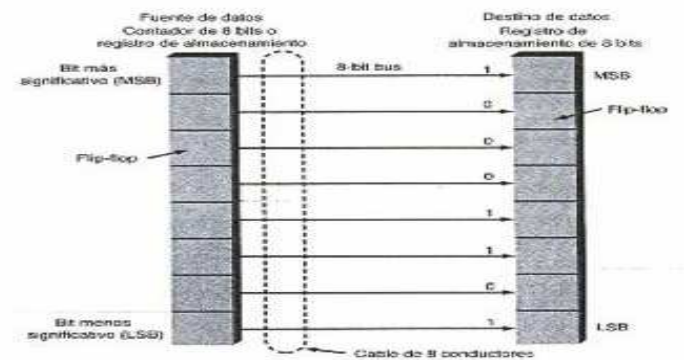
4) Interruptores electrónicos: la red de resistores esta modificada para un juego de interruptores electrónicos que pueden conmutar corriente y voltaje y por lo general están implementados con diodos o transistores, los interruptores están controlados por los bits de entrada binaria en paralelo, de un contador, registro, o la salida del puerto de una microcomputadora, los interruptores se tornan CERRADO ó ABIERTO para configurar la red de resistores.

Hay convertidores D/A que pueden convertir palabras binarias de 8, 10, 12, 14, 16 bits. Hay tres especificaciones importantes asociadas con los convertidores D/A: resolución, error y tiempo de asentamiento. La resolución se refiere a el número total de incrementos que produce el convertidor D/A dentro de su intervalo de voltaje de salida, esta relacionada directamente con el número de bits, es el incremento más pequeño de voltaje posible y se calcula al dividir el voltaje de referencia V_R entre el número de escalones de salida $2^N - 1$. Como ejemplo para esto: para referencia 10 V en un convertidor D/A de 8 bits, la resolución es de $10 / (2^8 - 1) = 10 / 255 = 0.039 \text{ V} = 39 \text{ mV}$. El error se expresa como un porcentaje del máximo voltaje de salida o de escala completa, que es el valor del voltaje de referencia. Las cifras típicas de error son de menos de $\pm 0.1\%$. El tiempo de asentamiento, es el tiempo que le toma a la salida de un convertidor D/A asentarse a $\pm 1/2$ del cambio producido por el bit menos significativo (LSB). En el convertidor D/A de 8 bits, cuando el voltaje de salida se estabiliza a menos de la mitad del cambio mínimo de voltaje de 39 mV o 19.5 mV, la salida puede considerarse estable, los valores típicos de tiempo de asentamiento están en el intervalo de 100 ns. Esta especificación es importante porque determina la máxima velocidad de operación del circuito. Un tiempo de asentamiento de 100 ns, se trasforma en una frecuencia de $1/100 \times 10^9 = 10 \text{ Mhz}$. Y debe saberse que operaciones más rápidas que esto provocarían errores en la salida.

Por ultimo para finalizar este subtema se hablara de forma breve de algunos métodos de transferencia de datos, como son transferencia de datos en paralelo, serial, asíncrona, sincrona:

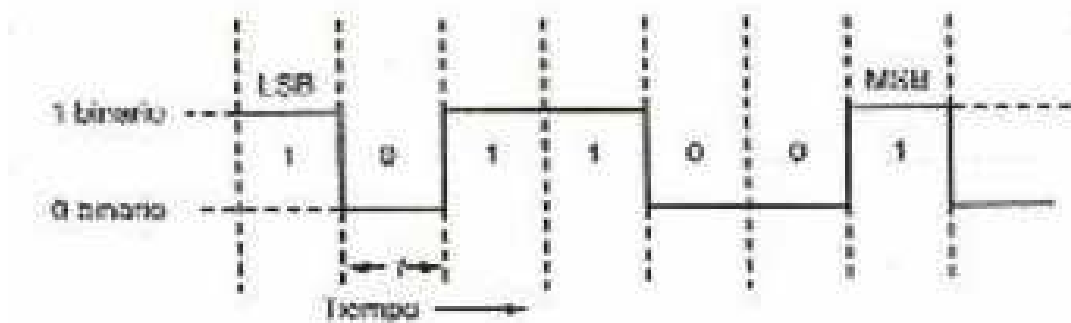
Transferencia de datos en paralelo: Todos los bits de una palabra codificada se transmiten en forma simultánea.

Esto se muestra en la siguiente figura:



La palabra binaria que se transmitirá por lo común está cargada en un registro que tiene un flip-flop para cada bit. La salida de cada flip-flop se conecta a un conductor para llevar ese bit al circuito receptor, que con frecuencia también es un registro de archivo. En la transmisión de datos en paralelo hay un conductor para cada bit de información que se transmitirá. Lo que indica que debe usarse un cable con multiconductores. Las líneas múltiples en paralelo que conducen datos binarios por lo general se llaman bus de datos. La transmisión de datos en paralelo es muy rápida debido a que todos los bits de una palabra de datos se transmiten en forma simultánea. La velocidad de transferencia en paralelo, depende del retardo de propagación en el envío y recepción de los circuitos lógicos y cualquier retardo de tiempo introducido por el cable. Sin embargo la transmisión de datos en paralelo no es usada para comunicaciones de larga distancia debido a su costo y a la atenuación que sufriría la señal.

Transferencia serial: cada bit de una palabra se transmite uno después del otro, siendo el LSB (bit menos significativo), el que se transmite primero y el MSB (bit más significativo), el que se transmite al último, los niveles de voltaje que representan a cada bit aparecen en una sola línea de datos con respecto a tierra, uno después del otro hasta que se ha transmitido toda la palabra. La transferencia de datos en sistemas de comunicaciones de larga distancia se hace en forma serial, cada bit de una palabra se transmite uno después del otro. Esto se ilustra en la siguiente figura:



La figura muestra el código ASCII para la letra M (1001101), se transmite un bit a la vez. El LSB (bit menos significativo) se transmite primero, y el MSB (bit más significativo), al final. El MSB (bit más significativo), está a la derecha, indicando que se transmitió más tarde. Cada bit se transmite por un espacio de tiempo, t . Los niveles de voltaje que representan cada bit aparecen en una sola línea de datos, uno después del otro, hasta que se transmite la palabra entera. Por ejemplo, el intervalo del bit puede ser $10\mu s$ lo cual significa que el nivel de voltaje para cada bit en la palabra aparece por $10\mu s$. Por lo tanto, tomará $70\mu s$, transmitir una palabra de 7 bits ASCII. La velocidad de transferencia de datos por lo general se indica como número de bits por segundo (bps o b/s). Algunas velocidades de transferencia de datos tienen lugar a velocidades más o menos bajas, por lo común algunos cientos o miles de bits por segundo. Las computadoras personales, como ejemplo, se comunican a 9 600, 14 400, 19 200 o 28 800 bps por las líneas telefónicas. Sin embargo, algunos sistemas de comunicación de datos como las redes del área local, usan velocidades tan altas como decenas o cientos de millones de bits por segundo. La velocidad de transmisión serial está, por supuesto, relacionada con el tiempo de 1 bit de los datos

seriales. La velocidad en bit por segundo es la recíproca del tiempo de 1 bit t , o $\text{bps} = 1/t$. Por ejemplo: consideremos un tiempo de bit de $104.17 \mu\text{s}$, la velocidad en $\text{bps} = 1/104.17 \times 10^{-6} = 9\,600 \text{ bps}$. Si se conoce la velocidad en bps , el tiempo de 1 bit puede encontrarse al despejarlo de la fórmula: $t = 1/\text{bps}$. Por ejemplo, el tiempo de un bit a 230.4 kbps ($230\,400 \text{ bps}$) es $t = 1/230\,400 = 4.34 \times 10^{-6} = 4.34 \mu\text{s}$.

Otro término que se utiliza para expresar la velocidad de datos en sistemas de comunicaciones es la velocidad en bauds. Dicha velocidad es el número de elementos de señal o símbolos que ocurren en una unidad de tiempo dada, como $1/\text{s}$. Un elemento de señal sólo es algún cambio en la señal binaria transmitida. En muchos casos sólo es un cambio de nivel de voltaje lógico binario, ya sea 0 o 1. De este modo, la velocidad en bauds es igual a la velocidad de datos en bits por segundo. Se han desarrollado varios esquemas únicos de modulación, de manera que cada símbolo o baud puede representar múltiples bits. El número de cambios de símbolo por unidad de tiempo no es mayor que la velocidad directa binaria de bits, pero se transmiten más bits por unidad de tiempo. En consecuencia, se pueden transmitir velocidades de bits más altas por las líneas telefónicas o por otros canales de comunicaciones limitados severamente en ancho de banda, que de otra manera no podrían manejarse en forma común. Supongamos, por ejemplo, un sistema que representa 2 bits de datos como niveles de voltaje diferentes. Con 2 bits hay $2^2 = 4$ niveles posibles y se asigna un voltaje discreto a cada uno:

00	0V
01	1V
10	2V
11	3V

En este sistema, cada símbolo es uno de cuatro niveles de voltaje diferentes. Cada nivel es un símbolo distinto que representa 2 bits. Si Consideramos, por ejemplo, que se desea transmitir el número decimal 201, el cual es en binario: 11 00 1 00 1. El número puede transmitirse en serie como una secuencia de pulsos espaciados por igual, que son ENCENDIDO (1) o APAGADO (0), si cada intervalo de bit es $1 \mu\text{s}$. la velocidad en bits es $1/1 \times 10^{-6} = 1\,000\,000 \text{ bps}$ (1 Mb/s). La velocidad en bauds también es 1 millón de bps. Con el sistema de cuatro niveles también es posible dividir la palabra en dos grupos de 2 bits y transmitir el nivel de voltaje apropiado para representarlos. El número 11001001 se dividiría en los grupos 11 00 10 01. Por lo tanto, la señal transmitida serían niveles de voltaje de 3, 0, 2 y 1V, cada uno ocurriendo por un intervalo fijo de digamos, $1 \mu\text{s}$. La velocidad en bauds es todavía 1 millón porque sólo hay un símbolo o nivel por intervalo de tiempo ($1 \mu\text{s}$). Sin embargo, la velocidad en bits es de 2 millones de bps, el doble de la velocidad en bauds, porque cada símbolo representa 2 bits. El tiempo total de transmisión también se reduce. Se requerirían $8 \mu\text{s}$ para transmitir la señal binaria de 8 bits, pero sólo $4 \mu\text{s}$ para transmitir la señal de cuatro niveles. La velocidad en bits es mayor que la velocidad, en bauds porque se usan múltiples niveles. Debido a la naturaleza secuencial de la transmisión secuencial de datos, es natural que tome más tiempo transmitir datos de esta manera, que transmitirlos por medios en paralelo. Sin embargo, con un circuito lógico de alta velocidad, aun la transmisión serial de datos puede ocurrir a velocidades muy altas. En la actualidad, esta velocidad de datos es tan alta como 100 billones (Estados Unidos) de bps en pares trenzados de cobre y aún mayor en cables de fibra óptica. Así que incluso cuando la transferencia de datos seriales es más lenta que la transferencia en paralelo, es lo bastante rápida para la mayoría de las aplicaciones de comunicaciones.

Transmisión asíncrona: En la transmisión asíncrona cada palabra de datos se acompaña de bits de inicio y de paro que indican el principio y final de la palabra. En la transmisión asíncrona de un carácter ASCII. Cuando no se está transmitiendo información, la línea de comunicación por lo general es alta, ó 1 binario. En terminología de comunicaciones de datos, esto se denomina marca. Para señalar el inicio de una palabra, se transmite 1 bit de inicio, un 0 binario o un espacio, El bit de inicio tiene la misma duración que todos los demás bits de la palabra de datos. La transmisión de marca a espacio indica el inicio de la palabra y permite a los circuitos receptores prepararse para la recepción de los bits faltantes. Después del bit de inicio, se transmiten los bits individuales de la palabra. En este caso, los 7 bits en código ASCII para la letra *U*, 1010101. Una vez que se transmite el último bit del código, se incluye el bit de paro. Éste puede ser de la misma duración que todos los demás bits y de nuevo es 1 binario o marca. En algunos sistemas se transmiten 2 bits de paro, uno después del otro, para señalar el fin de la palabra. La mayor parte de las transmisiones digitales de baja velocidad (el intervalo entre 1 200 Y 38400 bauds) son asíncronas. Esta técnica es confiable en extremo y los bits de inicio y paro aseguran que los circuitos de envío y recepción permanezcan a la par. La separación mínima entre palabras de caracteres es 1 bit de paro más 1 bit de inicio. La principal desventaja de las comunicaciones asíncronas es que los bits extra de inicio y paro reducen en forma efectiva la transmisión de datos. Esto no es un problema en aplicaciones de baja velocidad, como las relacionadas con algunas impresoras y graficadores. Pero si hay que transmitir volúmenes considerables de información, los bits de inicio y de paro representan un porcentaje significativo de los bits transmitidos. Un carácter de 7 bits ASCII más los bits de inicio y paro dan 9 bits. Dos de los 9 bits no son datos. Esto representa $2/9 = 0.222$, o 22.2% en eficacia. Al remover los bits de inicio y de paro y alinear los caracteres ASCII de un extremo al otro, se logran transmitir mucho más palabras de datos por segundo.

Transmisión síncrona: La técnica de transmitir cada palabra de datos una después de otra sin bits de inicio y de paro, con frecuencia en bloques de muchas palabras, se llama comunicaciones de datos síncronos. Para mantener la sincronización entre el transmisor y el receptor se coloca un grupo de bits de sincronización al principio y al final del bloque. Cada bloque de datos puede representar cientos e incluso miles de caracteres de un byte. Al principio de cada bloque hay una serie única de bits que identifica el inicio del bloque. Supongamos por ejemplo: Dos códigos síncronos de 8 bits (SYN) señalan el comienzo de una transmisión. Una vez que el equipo receptor encuentra estos caracteres, empieza a recibir los datos continuos, el bloque de palabras secuenciales de 8 bits o bytes. Al final del bloque, otro carácter especial de código ASCII, ETX, señala el final de transmisión. El equipo receptor está pendiente del código ETX; la detección de este código es como el circuito receptor reconoce el fin de la transmisión. Por lo común, al final de la transmisión aparece un código de detección de error. Los códigos especiales de sincronización al principio y al final de un bloque representan un porcentaje muy pequeño del número total de bits transmitidos, en especial con relación al número de bits de inicio y de paro usados en transmisión asíncrona. Por lo tanto, la transmisión síncrona es mucho más rápida que la transmisión asíncrona. La transmisión síncrona supone que el receptor sabe o tiene una frecuencia de reloj idéntica a la del reloj del transmisor. Con frecuencia, el reloj en el receptor se deriva de la señal recibida. Así que es precisamente la misma frecuencia y en sincronización con el reloj del transmisor.

2.2.- CODIFICACIÓN DE CARACTERES ALFANUMÉRICOS.

En este subtema se hablara de forma breve de algunos códigos alfanuméricos considerados importantes tal como son:

EL CÓDIGO MORSE: El primer sistema electrónico de comunicaciones es el telégrafo, que en 1832 inventó Samuel F.B. Morse. Su funcionamiento es el siguiente: Una llave telegráfica operada en forma manual como interruptor se conecta a un receptor o resonador remoto. El resonador no es más que un inductor magnético que atrae una armadura que hace un chasquido o click. Cuando la llave está oprimida (cerrada), fluye corriente por el inductor remoto, produciendo un campo magnético que atrae la armadura y hace el chasquido. Cuando la llave está abierta, la armadura hace otro chasquido. Para comunicaciones en dos sentidos, ambas estaciones tienen una llave y un resonador; así que cada estación puede transmitir y recibir. La operación no es en sí binaria aun cuando hay dos líneas de voltaje, ya que hay tres estados: CERRADO (raya), CERRADO (punto) y ABIERTO (espacio). Samuel Morse creó un código especial con esta posibilidad CERRADO-ABIERTO. El código Morse es una serie de puntos y rayas que representan letras del alfabeto, números y marcas de puntuación. Cuando la armadura cierra por un tiempo corto produce un punto. Si esta es atraída por un tiempo más largo, produce una raya, con un poco de práctica y entrenamiento se puede lograr transmitir y recibir mensajes a velocidades de 15 a 20 o 70 a 80 palabras por minuto. Las primeras comunicaciones por radio usaron código Morse y se le denominó como transmisión de onda continua (CW).

El código Morse se muestra en la siguiente figura:

CODIGO MORSE

<p>A ● —</p> <p>B — ● ● ● ●</p> <p>C — ● — ● ●</p> <p>D — ● ● ●</p> <p>E ●</p> <p>F ● ● — ● ●</p> <p>G — — — ●</p> <p>H ● ● ● ● ●</p> <p>I ● ● ●</p> <p>J ● — — — —</p> <p>K — ● — —</p> <p>L ● — — ● ●</p> <p>M — — —</p> <p>N — — ●</p> <p>O — — — —</p> <p>P ● — — — ● ●</p> <p>Q — — — ● —</p> <p>R ● — — ●</p> <p>S ● ● ●</p>	<p>T — — —</p> <p>U ● ● ● —</p> <p>V ● ● ● — —</p> <p>W ● — — —</p> <p>X — — ● ● —</p> <p>Y — — ● — —</p> <p>Z — — — ● ●</p> <p>, — — — — ● ● — — —</p> <p>. — — — — ● ● — — —</p> <p>1 ● — — — — —</p> <p>2 ● ● — — — — —</p> <p>3 ● ● ● — — — —</p> <p>4 ● ● ● ● — — —</p> <p>5 ● ● ● ● ● — —</p> <p>6 ● ● ● ● ● ● —</p> <p>7 — — — ● ● ● ●</p> <p>8 — — — — ● ● ●</p> <p>9 — — — — — ●</p> <p>0 — — — — — —</p>
--	--

CÓDIGO BAUDOT: Es considerado uno de los primeros códigos binarios, un código binario consiste en configuraciones de 0 y 1. Cada una representa un número, una letra del alfabeto o algún símbolo especial como puntuación o una operación matemática. Los códigos binarios también pueden representar operaciones de control como el cambio de línea en una impresora o el sonar de una campana o zumbador. El código Baudot fue empleado en las primeras máquinas de teletipo, dispositivo para enviar y recibir señales codificadas a través de un enlace de comunicaciones. Con el teletipo, ya no fue necesario

para los operadores aprender el código Morse. Siempre que se oprime una tecla en el teclado del teletipo, se genera un código único y se transmite a la máquina receptora, la cual lo reconoce e imprime la letra, número o símbolo correspondiente. A continuación se muestra el código Baudot de 5 bits en la siguiente tabla:

Corrimiento de carácter		código binario
Letras	Figuras	Bits: 43210
A	-	11000
B	?	10011
C	:	01110
D	\$	10010
E	3	10000
F	!	10110
G	&	01011
H	#	00101
I	8	01100
J	´	11010
K	(11110
L)	01001
M	.	00111
N	,	00110
O	9	00011
P	0	01101
Q	1	11101
R	4	01010
S	Campana	10100
T	5	00001
U	7	11100
V	;	01111
W	2	11001
X	/	10111
Y	6	10101
Z	“	10001
Corrimiento a letras		11111
Corrimiento a figuras		11011
Espacio		00100
Alimentación de línea		01000
Nada (null)		00000

Con 5 bits se pueden representar $2^5 = 2 \times 2 \times 2 \times 2 \times 2 = 32$ símbolos diferentes. Las distintas combinaciones de 5 bits, junto con dos códigos de corrimiento, pueden generar 26 letras del alfabeto, los números y varias marcas de puntuación. Si el mensaje es precedido por el código de corrimiento a letras (11011), todos los códigos siguientes se interpretan como letras del alfabeto. Enviar el código de corrimiento a figuras (11111) causa que todos los caracteres siguientes se interpreten como números o marcas de puntuación.

En la actualidad, el código baudot se usa muy rara vez, ya que lo han sustituido códigos que pueden representar más caracteres y símbolos.

CÓDIGOS BINARIOS MODERNOS:

ASCII: El código de comunicaciones de datos de mayor uso, es el código binario de 7 bits llamado código estándar americano para intercambio de información (ASCII, American Standard Code for Information Interchange), el cual puede representar 128 números, letras, marcas de puntuación y otros símbolos. Con ASCII hay suficientes combinaciones de códigos para representar letras mayúsculas y minúsculas del alfabeto. A continuación se muestra una tabla con un fragmento del código ASCII:

Código Estándar			
Decimal	Hexadecimal	Binario	Símbolo
65	41	0100 0001	A
66	42	0100 0010	B
67	43	0100 0011	C
68	44	0100 0100	D
69	45	0100 0101	E
70	46	0100 0110	F
71	47	0100 0111	G
72	48	0100 1000	H
73	49	0100 1001	I
74	4A	0100 1010	J
75	4B	0100 1011	K
76	4C	0100 1100	L
77	4D	0100 1101	M
78	4E	0100 1110	N

VALORES HEXADECIMALES: Los códigos binarios a menudo se expresan mediante sus valores hexadecimales en vez de sus valores decimales. Para convertir un código binario en su equivalente hexadecimal, primero divide el código en grupos de 4 bits, empezando con el bit menos significativo a la derecha y trabajando hacia la izquierda. (Suponga 0 al principio de los códigos.) A continuación se dan dos ejemplos de conversión de ASCII a hex: El código ASCII para el número 4 es 0110 100. Añada un 0 al principio para tener 8 bits y divida en grupos de 4 bits: 00110100 = 0011 0100 = hex 34. La W en ASCII es 1110 111. Añada un 0 al principio para tener 01110 111; 0111 0111 = hex 77.

CÓDIGO BINARIO EXTENDIDO CÓDIGO DE INTERCAMBIO DECIMAL: El código binario extendido, código de intercambio decimal, (EBCDIC, Extended Binary Coded Decimal Interchange Code), desarrollado por IBM, es un código de 8 bits que permite representar un máximo de 256 caracteres. Su uso principal es en sistemas de cómputo IBM y otros equipos y sistemas compatibles con IBM. No se emplea tanto como el ASCII. Cuando la información que se transmitirá es diferente de números y texto, por lo común se usa el código binario puro, Los datos que se transmitirán pueden ser la representación digital de voz o video, como se desarrolla en un convertidor A/D. Por lo general se usa el código binario estándar. El complemento 2 de números negativos se usa

cuando los datos son bipolares, esto es, pueden ser negativos o positivos en valor. Una palabra de 8 bits o longitud de byte es lo más común, pero también se emplean otras longitudes según la precisión requerida para cierta aplicación. Una alternativa para el código binario directo es el llamado decimal codificado en b (BCD, binary coded decimal). Este se observa en algunos instrumentos de prueba, monitores industriales y controladores, los números se transmiten en códigos de 4 bits que son los mismos que los códigos de los números para hexadecimal. Cada byte transmitido por lo común tiene 2 dígitos BCD. Por ejemplo, el número 95 se transmite como 1001 0101 pero sin el espacio. A continuación se muestra una figura con el código hexadecimal y BCD:

Binario (o BCD)	Hex (o decimal)
0000	0
0001	1
0010	2
0011	3
0100	4
0101	5
0110	6
0111	7
1000	8
1001	9
1010	A
1011	B
1100	C
1101	D
1110	E
1111	F

BCD →

2.3.- CONCEPTO DE SEÑAL NRZ-L.

SIN REGRESO A CERO: En el método de codificación sin regreso a cero (NRZ, nonreturn to zero), la señal permanece en el nivel binario asignado a ella por el tiempo del bit completo. En el NRZ unipolar, cuando por ejemplo los niveles lógicos son 0 y +5 V. Cuando se va a transmitir un 1 binario, la señal permanece en + 5 V por el intervalo completo del bit. Si se va a transmitir un 0 binario, la señal permanece en 0 V por el tiempo total del bit. En otras palabras, el voltaje no regresa a 0 durante el intervalo del 1 binario. En NRZ L unipolar, la señal sólo tiene una polaridad positiva. Una señal NRZ bipolar tiene dos polaridades, positiva y negativa, como por ejemplo, los niveles de voltaje podrían ser, + 12 y -12 V. La popular interfase de computación serial RS-232 usa NRZ bipolar, donde un 1 binario es un voltaje negativo entre -3 y -25 V y un 0 binario, es un voltaje entre + 3 y + 25 V. El método NRZ por lo común se genera dentro de las computadoras, a velocidades bajas, cuando se usa transmisión asíncrona, no es popular para transmisión síncrona porque no hay cambio de nivel de voltaje cuando hay una larga sucesión secuencial de 0 de los 1 binarios. Si no hay cambio en la señal, es difícil para el receptor determinar cuándo termina un bit y cuándo empieza el siguiente. Para transmisiones síncronas NRZ por lo general se convierte en otro formato, como RZ o Manchester.

REGRESO A CERO: En la codificación con regreso a cero (RZ, return to zero), el nivel de voltaje asignado a un 1 binario regresa a cero durante el periodo del bit. Y dentro de este tipo esta el llamado RZ unipolar y el RZ bipolar, cabe mencionar que es mas usado el RZ bipolar sobre el RZ unipolar. Una variación popular del formato bipolar RZ se llama inversión de marcas alternativa (AMI, alternative mark inversion). Durante el intervalo del bit, los 0 binarios se transmiten como un no pulso. Los 1 binarios, también llamados marcas, se transmiten como pulsos alternos positivos y negativos. Un 1 binario se envía como pulso positivo, el siguiente 1 binario como pulso negativo, el que sigue es un pulso positivo, y así de manera sucesiva.

2.4.- ANCHO DE BANDA DE UNA SEÑAL NRZ-L.

La representación de no regreso a cero (NRZ), reduce el ancho de banda necesario para enviar el código PCM (Modulación de código de pulso). En la representación NRZ-L, el pulso del bit se mantiene en alguno de los dos niveles durante el intervalo completo. Las representaciones NRZ, son eficientes en términos del ancho de banda y su uso es amplio, los códigos NRZ transmiten un bit por cambio de nivel, mientras que los RZ, lo transmiten cada par de cambios de nivel se deduce que los códigos NRZ, pueden transmitir 2 bit por segundo por Hz. (bps/Hz). El número de bit por segundo por Hz, se le llama eficiencia del ancho de banda, por lo tanto la eficiencia del ancho de banda potencial de un código binario PCM es de 2 bps/Hz. Usando una representación en código NRZ. En el siguiente análisis se observara por que es de 2 bps/Hz, el ancho de banda de las representaciones NRZ, si el ancho de banda mínimo es:

$$B \geq \frac{1}{2} \left(\frac{[\log_2 n]}{T} \right)$$

Aplicando este resultado al caso multiplexado en tiempo, se tiene para el ancho de banda NRZ:

$$B_x \geq \frac{[\log_2 n]}{2T_x} \quad (\text{NRZ})$$

Como la eficiencia del ancho de banda de la representación en código RZ es de 1 bps/Hz el ancho de banda mínimo necesario para RZ es:

$$B_x \geq \frac{[\log_2 n]}{T_x} \quad (\text{RZ})$$

En otras palabras lo anterior demuestra que: el ancho de banda mínimo requerido para una representación en código binario NRZ es $(\log_2 n)$ veces el necesario para un sistema PAM (modulación por amplitud de pulso), que opera con la misma razón de muestreo y el mismo numero de canales. El ancho de banda mínimo requerido para un código binario RZ es el doble de esta cantidad.

**CAPITULO 3:
MULTICANALIZACION POR
DIVISION DE TIEMPO.**

3.1.- MUESTREO.

El proceso de muestreo, consiste en tomar muestras de una señal analógica a intervalos regulares de tiempo. El periodo o intervalo de repetición de dichos pulsos esta regido por el teorema de nyquist, el cual dice que una señal continua que no tenga señales con frecuencias mayores a W Hz, esta completamente determinada por muestras de la señal tomada a intervalos de $1/(2W)$ segundos. También establece que la frecuencia mínima de muestreo (f_s) debe ser mayor o igual al doble de la frecuencia máxima (B) de la señal a muestrear. $f_s \geq 2B$. Para conocer la frecuencia de muestreo se aplica la formula $f_s \geq 2B$. Como ejemplo si se considera que el ancho de banda (B), es de 4000 Hz, aplicando la formula se tendrá:

$$F_s = 2 (4000) = 8000 \text{ HZ.}$$

Y cada muestra tendrá una duración:

$$T = \frac{1}{f_s}$$

$$T = \frac{1}{8000} = 125 \mu s$$

una vez muestreada la señal se obtiene una señal PAM(modulación por amplitud de pulso), debe tomarse en cuenta que en los intervalos de tiempo donde no existe una señal se insertaran los pulsos PAM producto de otra señal muestreada en el multiplexaje, para esto los muestreadores, tanto del transmisor como del receptor deben estar sincronizados.

3.2.- CUANTIFICACIÓN, RUIDO DE CUANTIFICACIÓN.

La cuantificación es un proceso donde se aproxima los valores de la señales PAM originales a un numero finito de niveles discretos de amplitud definida previamente. Los niveles de cuantificación (M), están relacionados con el número de bits n que son necesarios para codificar una señal. En nuestro caso, se usan 8 bits para codificar cada muestra, la relación es la siguiente:

$$M = 2^n \quad \text{Por lo tanto:}$$

$$M = 2^8 = 256 \text{ niveles.}$$

No es recomendable que todos los niveles de voltaje o escalones tengan el mismo tamaño ya que si se imagina que hubiera una muestra PAM muy pequeña, al compararse con un escalón o nivel grande, se tendría que aproximar a cero o a un valor muy distinto del valor

original de su amplitud. Al producirse el proceso de aproximaciones anterior, da lugar a una cierta alteración de la información representada por la diferencia existente entre la amplitud de la muestra y la amplitud del nivel de decisión que se le asigna. A este fenómeno se le llama ruido de cuantificación. Este ruido es no lineal, siendo mayor para las amplitudes pequeñas de las muestras y despreciable para las amplitudes mayores, para compensar esto se aplica una cuantificación no lineal, lo que significa que las amplitudes pequeñas se les comparan con niveles pequeños y a las muestras grandes se les compara con niveles o escalones grandes.

3.3.- COMPANSIÓN.

Es el proceso de comprimir y después expandir.

En el proceso de compansión, las señales analógicas de amplitud más alta se comprimen, antes de su transmisión, después se expanden en el receptor. En PCM, la compansión se puede lograr por medio de técnicas analógicas o digitales. Los primeros sistemas PCM utilizaban compansión analógica, mientras que los sistemas más modernos utilizan compansión digital.

3.4.- PCM, PCM DIFERENCIAL Y MODULACIÓN DELTA.

PCM: Se le define como modulación de código de pulso, es un proceso que saca muestras, cuantifica y codifica la señal analógica modulada y la convierte en una secuencia de bits digitales. Es un sistema de modulación que convierte una señal analógica en digital y viceversa, para hacerlo utiliza el muestreo, la cuantificación y codificación de una señal analógica y el lado opuesto el proceso contrario. Su gran importancia se observa en el siguiente ejemplo: Antes de que se implantaran los sistemas PCM, si una central A requería 30 troncales con la central B, se tenían que colocar 30 pares físicos y con los problemas de canalización, provocaba que los troncales podían tener una baja calidad en la transmisión, interferencias, diafonía. Con la implementación del PCM, solo se necesitan dos pares, uno para transmisión y otro para recepción para poder manejar hasta 30 llamadas (sistema de 1er. Orden) con una alta calidad de transmisión.

Sus aplicaciones son las siguientes:

- 1) En telefonía para la transmisión de voz, datos y video.
- 2) En el almacenamiento de sonido en los discos compactos, se tiene un gran número de niveles de cuantificación (2^{16}), lo cual repercute en la fidelidad de los equipos óptico-eléctricos de reproducción de sonido.
- 3) En telemetría, también se tienen aplicaciones de la técnica PCM cuando se hace necesario la adquisición de datos, por diferentes sensores en forma simultánea.
- 4) En módems digitales, televisión digital.

Ventajas:

- 1) Calidad de la transmisión casi independiente de la distancia, ya que las señales pueden regenerarse mediante regeneradores intermedios en una ruta, ya que la información se lleva en forma de símbolos discretos (pulsos).
- 2) Se logra minimizar considerablemente el ruido y la interferencia mediante códigos apropiados.
- 3) Se tiene el uso extendido de circuitos digitales en todo el sistema, lo que facilita el tratamiento de la información, incluye la compatibilidad de diferentes fuentes de información y diferentes medios existentes.

Desventajas:

- 1) El alto costo del enlace en cuanto al número de regeneradores que se usan en la línea PCM.
- 2) Si existe un corte en la línea se están interrumpiendo 30 llamadas telefónicas o 31 señales de datos.
- 3) No se puede colocar un número muy grande de regeneradores aproximadamente se recomiendan 20 regeneradores.

Las etapas del PCM son las siguientes:

A) FILTRADO:

Se filtra la señal a enviar, un filtro de tipo pasivo, filtra el ruido de la señal o voltaje de rizo, mientras que un filtro activo quita la interferencia de la red eléctrica, un filtro antialiasing, delimita las frecuencias del canal telefónico y las bandas de guardia.

B) MUESTREO:

El proceso de muestreo, consiste en tomar muestras de una señal analógica a intervalos regulares de tiempo.

El periodo o intervalo de repetición de dichos pulsos está regido por el teorema de Nyquist, el cual dice que una señal continua que no tenga señales con frecuencias mayores a W Hz, está completamente determinada por muestras de la señal tomada a intervalos de $1/(2W)$ segundos. También establece que la frecuencia mínima de muestreo (f_s) debe ser mayor o igual al doble de la frecuencia máxima (B) de la señal a muestrear. $f_s \geq 2B$.

Para conocer la frecuencia de muestreo se aplica la fórmula $f_s \geq 2B$. Como ejemplo si consideramos que el ancho de banda (B), es de 4000 Hz, aplicando la fórmula se tendrá:

$$F_s = 2 (4000) = 8000 \text{ HZ.}$$

Y cada muestra tendrá una duración:

$$T = \frac{1}{f_s}$$

$$T = \frac{1}{8000} = 125 \mu s$$

una vez muestreada la señal se obtiene una señal PAM, debe tomarse en cuenta que en los intervalos de tiempo donde no existe una señal se insertaran los pulsos PAM producto de otra señal muestreada en el multiplexaje, para esto los muestreadores, tanto del transmisor como del receptor deben estar sincronizados.

C) CUANTIFICACION:

La cuantificación es un proceso donde se aproxima los valores de la señales PAM originales a un numero finito de niveles discretos de amplitud definida previamente. Los niveles de cuantificación (M), están relacionados con el número de bits n que son necesarios para codificar una señal. En nuestro caso, se usan 8 bits para codificar cada muestra, la relación es la siguiente:

$$M = 2^n \quad \text{Por lo tanto:}$$

$$M = 2^8 = 256 \text{ niveles.}$$

No es recomendable que todos los niveles de voltaje o escalones tengan el mismo tamaño ya que si se imagina que hubiera una muestra PAM muy pequeña, al compararse con un escalón o nivel grande, se tendría que aproximar a cero o a un valor muy distinto del valor original de su amplitud.

D) CODIFICACION:

Codificar es asignar un código binario (en palabras de 8 bits) a cada una de las muestras PAM cuantificada, dependiendo de cual de los 256 subsegmentos se haya aproximado a la muestra.

Existen dos leyes para la codificación de los niveles de voltajes de las muestras PAM:

La ley A de 13 segmentos utilizada en la norma Europea.

La ley μ de 15 segmentos utilizada por Estados Unidos y Japón.

Cabe mencionar que hablaremos solo del uso de la ley A, esta se divide en 13 segmentos. En la mitad inferior caen las muestras con polaridad negativa y en la mitad superior las positivas. Cada segmento contiene 16 subsegmentos, excepto el segmento 7 que tiene 64 subsegmentos, realmente son 4 segmentos en uno. Sumando todos los subsegmentos se obtienen 256 subsegmentos de cuantificación que son los empleados por la ley A.

Los segmentos de la ley A, se muestran en la siguiente tabla y en ella se relaciona el segmento, rango de nivel y tamaño del escalón, indica el segmento o subsegmento y amplitud de sus escalones.

No. Segmento	No. segmento binario	\pm Rango del nivel	Tamaño del escalón (mV)	
7	000	>0 a 16	1	
7	001	>16 a 32	1	
6	8	010	> 32 a 64	2
5	9	011	>64 a 128	4
4	10	100	>128 a 256	8
3	11	101	>256 a 512	16
2	12	110	>512 a 1024	32
1	13	111	>1024 a 2048	64
(-)	(+)			

El proceso de codificar una muestra PAM se realiza de la siguiente manera:

Para observar el desarrollo de cada uno de estos pasos, se procede a realizar el siguiente ejemplo: Supongamos que queremos codificar una muestra PAM cuyo valor es de +256 mV.

1.- El primer bit (de los 8 que debemos obtener), es representado por la polaridad de la muestra (1 = + Y 0 = -) Como es positivo, el primer dígito será uno.

2.- Se busca en la tabla anterior en que rango esta 256, se observa que cae en el segmento diez, su segmento binario será: (100), y este valor será los tres bits siguientes del código, Por ultimo para obtener los últimos cuatro bits faltantes, se observa que el tamaño del escalón es de $E = 8$ mV. (En la tabla anterior), también que el límite inferior es $Li = 128$, con estos valores se procede a calcular el número de escalones que hay que subir para llegar al nivel de una muestra $M = 256$ mV, por lo que:

$$\frac{256 - 128}{8} = 16$$

Esto nos indica que se esta en el escalón 16, tomando en cuenta que se empieza a contar desde 0000, será 15, se procede a transformar 15 a binario: (15) dec = (1111) bin.

Por lo tanto, el código de la muestra será:

PAM = +256 mV = 1 100 1111

Todo el procedimiento anterior, se puede realizar por medio de la aplicación de la siguiente formula para obtener los últimos 4 dígitos binarios (bits del 5 al 8):

$$B_{5-8} \left(Ent \left(\frac{Abs(M) - Abs(Li)}{E} \right) - 1 \right)_{bin}$$

Donde: M = Muestra PAM a codificar.

Li = Limite inferior.

E = Tamaño del Escalón.

Bin = Significa que el resultado de lo que esta dentro del paréntesis hay que transformarlo al código binario.

Ent () = Significa aproximar siempre al siguiente entero.

Abs () = Significa obtener el valor absoluto, es decir, si es negativo dejarlo como positivo.

Dec = Decimal.

Esto se puede observar en el siguiente ejemplo:

Codificar una muestra $M = - 500$ mV.

Datos:

$M = -500$ mV.

Bit de polaridad = 0

Segmento = 101 (se calcula observando la tabla anterior)

Li = 256 mV.

E = 16 mV.

$B_{5-8} = ?$

Solución:

$$B_{5-8} \left(\text{Ent} \left(\frac{\text{abs}(M) - \text{Abs}(Li)}{E} \right) - 1 \right)_{bin}$$

$$B_{5-8} = \left(\text{Ent} \left(\frac{\text{Abs}(-500) - \text{Abs}(256)}{16} \right) - 1 \right)_{bin}$$

$$= (\text{Ent } 15.25 - 1)_{bin}$$

$$= (16-1)_{bin} = (15)_{bin} = 1111$$

Resultado = -500 mV = 0 101 1111

Ahora, el proceso de decodificar (Para obtener el valor del voltaje de la muestra PAM), consta de 6 pasos que son los siguientes:

- 1) Tomar la muestra de 8 bits a decodificar.
- 2) Identificar la polaridad en base al primer bit (1 positiva, 0 negativa).
- 3) Tomar los 3 bits siguientes para identificar el segmento correspondiente (esto se ve en la tabla anterior).
- 4) Tomar los 4 dígitos restantes para convertirlos a decimal y sumarle 1.
- 5) Tomar el resultado del paso 4 y multiplicarle el tamaño del escalón referido en el paso 3.
- 6) Tomar el valor inferior del intervalo y sumarle el valor obtenido en el paso 5.

Para observar el desarrollo de cada uno de estos pasos, se procede a realizar el siguiente ejemplo: Usando el ejemplo anterior y teniendo el código:

0 101 1111

Partiendo que se tiene la palabra codificada del ejemplo anterior y se desea saber el voltaje de la muestra PAM teniendo los siguientes datos:

X = palabra 0 101 1111

Su Solución será:

El primer bit de la izquierda da la polaridad, como se tiene un cero su polaridad es negativa. Después se toman los 3 bits de la izquierda siguientes, quienes nos identifican el No. de segmento binario correspondiente (observando en la tabla anterior), su segmento será: 101 y con este dato se ve que rango y escalón corresponden (observando en la tabla anterior), Rango = 256 a 512 mV (dado su segmento 101) y el Escalón = 16 mV.

Se toman los 4 dígitos de la izquierda faltantes y se transforman a decimal:

(1111) bin = (15) dec. Pero se le tiene que sumar 1, dado que el escalón 0 también cuenta. Así se tiene 16 y se multiplica por el valor del escalón:

(16) X (16mV) = 256 mV. A estos 256 mV. Se le suma el limite inferior (Li) del rango y esto da: 256 mV +256 mV = 512 mV.

Finalmente por el primer bit de la palabra de determina que se trata de una muestra negativa.

Resultado: PAM = -512 mV.

Y por ultimo se debe mencionar que el valor original de la muestra en el ejemplo anterior, fue de -500 mV, la pequeña diferencia se debe al ruido de cuantificación (RC), por lo que el ruido de cuantificación es:

$$RC = (-512) - (-500)$$

$$RC = -12 \text{ mV.}$$

PCM DIFERENCIAL: En la transmisión de mensajes que tienen valores de muestra repetidos, la transmisión repetida representa un desperdicio de capacidad de comunicación porque hay muy poco contenido de información en los valores repetidos. Una forma de superar esta situación es enviar sólo las diferencias entre valores de muestra sucesivos, codificadas en forma digital. Esto se conoce como modulación de código de pulsos diferencial, abreviado como DPCM (differential pulse-code modulation). La DPCM es muy útil, por ejemplo, en la transmisión de información de imágenes muestreadas porque una porción apreciable del código asignado a cada nivel describe simplemente el nivel de fondo promedio. Así, una imagen cuantificada en 6 bits (es decir, 64 niveles de brillantez por elemento de imagen) puede transmitirse con comparable fidelidad usando DPCM de 4 bits. Entre las desventajas de la DPCM está el hecho de que si se comete un error, se mantiene una polaridad incorrecta hasta que se corrija. Además, estos sistemas adolecen de una posible sobrecarga por tasa de elevación debido a las operaciones de diferenciación y truncamiento. Por ejemplo, si dos muestras de imagen adyacentes difieren en más de ± 7 niveles (en el código de 4 bits uno se reserva para el signo), el sistema podría enviar solo ± 7 y la sobrecarga resultante podría causar un error en la reconstrucción. Este problema puede reducirse anteponiendo un filtro lineal (como un filtro RC) al codificador para limitar la máxima tasa de elevación o descenso de la señal y esto también reduce la resolución de la imagen reconstruida. Es posible detectar la sobrecarga y variar el filtrado cuando este aparece es decir filtrado no lineal. Más aun desde una perspectiva más amplia, el propósito de la trayectoria de retroalimentación del codificador DPCM es predecir el valor de la muestra siguiente. El sentido de esto es que si el sistema puede hacer una buena predicción del siguiente valor muestreado, no hace falta que el codificador envíe tanta información.

MODULACION DELTA: La modulación delta es una forma especial de conversión A/D que proporciona una señal de datos seriales continuos transmitidos. El modulador delta considera una muestra de la señal de entrada analógica, la compara con una muestra previa, y luego transmite 0 o 1 si la muestra es menor o mayor que la muestra previa. La muestra se aplica también a un comparador como en otros circuitos convertidores A/D. La otra entrada del comparador viene de un convertidor D/A excitado por un contador ascendente y descendente. El contador cuenta (incrementos) ascendentes o (decrementos) descendentes, dependiendo del estado de salida del comparador. La salida del comparador es también la señal serial de datos que representa el valor analógico. Si suponemos que el contador al inicio está en cero. Esto significa que la salida del convertidor D/A será cero. La entrada analógica y salida del convertidor A/D, están en un valor distinto de cero, por lo que causa que la salida del comparador sea 1 binario. Un 1 binario en la salida pone al contador a contar hacia arriba. El reloj incrementa al contador, y hace que la salida del convertidor D/A suba un escalón a la vez. Mientras la salida del convertidor D/A sea menor que el valor de la señal de entrada analógica, la salida del comparador será 1 binario y el contador continuará contando hacia arriba y la salida del convertidor D/A subiendo un escalón a la vez. Cuando la salida del convertidor exceda la entrada analógica por un incremento, la salida del comparador conmutará a 0 binario. En esencia, el modulador delta es un convertidor A/D de un bit. No transmite el valor absoluto de una muestra, en vez de eso, trasmite 0 o 1 e indica si la nueva muestra es mayor o menor que la muestra previa. Este sistema de

codificación es el que utiliza un sistema DPCM con un solo bit de salida que indica el signo de la diferencia entre muestras. La modulación delta, se abrevia como DM o ΔM . Los sistemas DM tienen la ventaja de que los circuitos para la modulación en el transmisor y la demodulación en el receptor son más simples que los de otros sistemas PCM. El sistema DM, está concebido para aplicaciones de línea donde la razón señal a ruido es alta. Para condiciones de ruido más elevadas, el acumulador del receptor puede estar precedido por un filtro acoplado y un umbral de decisión. La DM, como la DPCM, está sometida a problemas de sobrecarga por tasa de elevación siempre que la entrada cambia con demasiada rapidez como para que la señal escalonada pueda seguirla. Como resultado del acumulador, finalmente se empareja y no se presenta un error de polaridad a largo plazo si la entrada no es ruidosa. Si suponemos que el nivel de la señal se mantiene constante, la señal DM reconstruida muestra un comportamiento fluctuante conocido como ruido vano, el cual es una señal cuadrada de la mitad de la tasa del reloj. Si la tasa del reloj es mucho mayor que el doble de la mayor frecuencia de la señal de entrada, la mayor parte del ruido vano puede eliminarse por filtrado en el receptor. Para modulación senoidal, puede obtenerse una estimación de la condición de tasa de elevación límite o sobrecarga de la pendiente para la DM:

Sea $f(t) = b \cos \omega_m t$ la entrada, de modo que: $\left. \frac{df}{dt} \right|_{\max} = b2\pi f_m$

Si el tamaño del escalón en la DM es a , la máxima tasa de elevación que puede manejarse es $a/T = af_s$ por lo que: $af_s \geq b2\pi f_m$

$$f_s \geq \frac{2\pi f_m}{a/b}$$

Si el peso espectral es uniforme, la ecuación anterior puede aplicarse a señales de banda limitada haciendo que f_m sea la frecuencia máxima. Si no es uniforme, pero disminuye al aumentar las frecuencias, la ecuación anterior se puede usar reemplazando f_m por una frecuencia equivalente f_0 . Para señales de voz en aplicaciones telefónicas, se halla que se puede usar $f_0 \approx 800$ Hz con buenos resultados. Para reproducir con precisión la señal de entrada, es deseable un tamaño pequeño del escalón. Sin embargo, esto debe acompañarse de una tasa del reloj alta para evitar la sobrecarga de pendiente. La ecuación vista anteriormente establece que si $af_s / (bf_m) \geq 2\pi$, entonces la sobrecarga de la pendiente del ruido no será el principal contribuyente al ruido total. También se deben considerar los efectos del ruido de cuantización. Se supondrá que en la DM el ruido de cuantificación está distribuido de manera uniforme en $(-a, a)$. Por lo que el error cuadrático de cuantización es $a^2/3$. Filtrando este ruido a un ancho de banda f_m donde $f_m < f_s$ se tiene:

$$\overline{n_{qm}^2(t)} = \frac{a^2}{3} \frac{f_m}{f_s}$$

El valor cuadrático medio de la señal es $\overline{f^2(t)}$, por lo que la razón señal a ruido de cuantificación para DM es:

$$\frac{S}{N} = \frac{3f_s}{a^2 f_m} \overline{f^2(t)}$$

Como $\overline{f^2(t)} = b^2/2$ para señales senoidales, la ecuación anterior puede describirse como:

$$\frac{S}{N} = \frac{3}{8\pi^2} \left(\frac{f_s}{f_m} \right)^3$$

Por lo tanto, la razón señal a ruido de cuantización aumenta en $10 \log_{10} 2^3 = 9$ dB por cada aumento de una octava en la frecuencia de muestreo. Por último si se usa $f_s = 2B$, la ecuación anterior se convierte en:

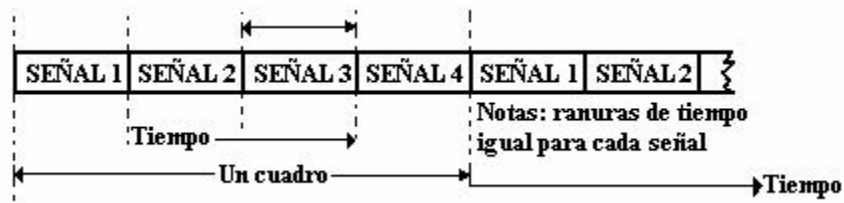
$$\frac{S}{N} = \frac{3}{\pi^2} \left(\frac{B}{f_m} \right)^3$$

De esta ecuación se concluye que el desempeño S/N de la DM es superior al de la modulación de ángulo y modulación de regulación de pulso, pero inferior a la característica exponencial de la PCM.

La modulación delta se usa principalmente para transmisores de voz en sistemas telefónicos y telemetría, se han encontrado que la PCM es preferible para transmisiones de voz de alta calidad, mientras que la DM es más fácil de instalar y proporciona transmisiones de aceptable calidad.

3.5.- TÉCNICAS DE MULTIPLEXAJE POR DIVISIÓN DE TIEMPO, JERARQUÍAS, VELOCIDAD DE TRANSMISIÓN Y ANCHO DE BANDA.

En el multiplexado por división de tiempo (TDM, time division multiplexing), cada señal puede ocupar toda la banda del canal. Sin embargo, cada señal se transmite por sólo un espacio de tiempo muy corto. En otras palabras, las múltiples señales toman turnos de transmisión dentro de un solo canal, como representa la siguiente figura:



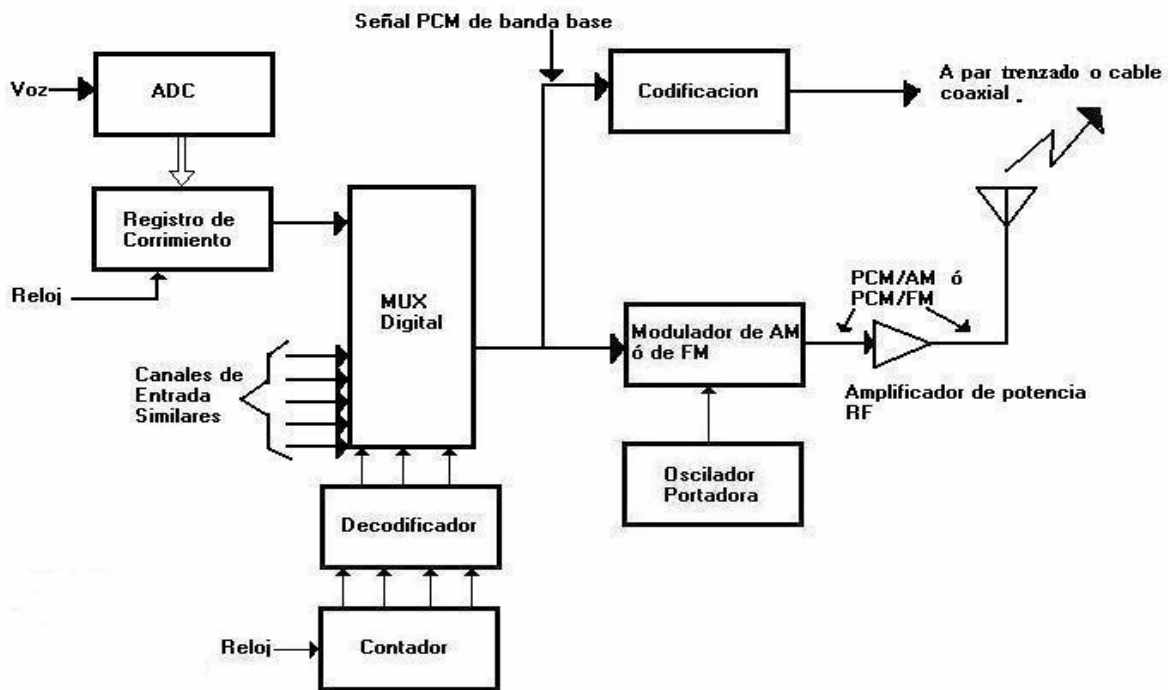
Cada una de las cuatro señales que se transmiten por el mismo canal tiene oportunidad de usar el canal por un espacio de tiempo determinado, una después de otra. Tan pronto como se han transmitido las cuatro, se repite el ciclo. El TDM puede utilizarse con señales digitales y con señales analógicas. Por ejemplo, si los datos consisten en bytes secuenciales, se puede transmitir un byte de datos de cada fuente durante la porción de tiempo asignada a un canal particular. Puede contener un byte de cada una de las cuatro fuentes. Un canal podrá transmitir 8 bits, y parar mientras el siguiente canal transmite 8 bits. El tercer canal transmitirá entonces su palabra de datos; y así en forma sucesiva. El ciclo se repetirá en forma automática a una velocidad muy alta. Si se usa esta técnica, los bytes de datos de los canales individuales pueden intercalarse. La señal resultante de un solo canal es una

corriente de bits digitales que se descifra y reensambla en el extremo receptor. La transmisión de datos digitales por TDM es directa, por lo que el incremento digital de datos esta antes separado en porciones que pueden asignarse con facilidad a diferentes ranuras de tiempo. El TDM también puede usarse para transmitir señales analógicas repetidas veces en una relación muy alta y convertir las muestras en números binarios proporcionales y transmitirlos en serie. En TDM y mediante PAM, un circuito llamado multicanalizador (MUX o MPX) muestra múltiples fuentes de señal analógica, los pulsos resultantes se intercalan y se transmiten por un solo canal. El multiplexor PAM ó multiplexor en tiempo más sencillo opera como interruptor de un polo de posiciones múltiples mecánico o electrónico que muestrea en forma consecutiva las múltiples entradas analógicas en alta velocidad. Su mecanismo consiste en que el brazo del interruptor se detiene durante algunos momentos en cada contacto, lo que permite que la señal de entrada pase a la salida. Cambia con rapidez al siguiente canal, y permite a ese canal pasar por una duración fija. Los canales restantes se muestrean en la misma forma. Después de muestrearse todas las señales, el ciclo se repite. El resultado es que cuatro señales analógicas se muestrean y crean señales moduladas por amplitud de pulsos que se intercalan entre sí. La velocidad de muestreo se relaciona en forma directa con la velocidad de rotación y el tiempo de paro del brazo del interruptor depende de la velocidad de rotación y la duración del contacto. En sistemas de telemetría TDM/PAM antiguos se usaba una forma de interruptor rotativo denominado conmutador. Muchos segmentos de conmutación se unían a las diversas señales de entrada al tiempo que una escobilla que giraba a alta velocidad movida por un motor de cd muestreaba con rapidez las señales a su paso sobre, los contactos. En la actualidad, los conmutadores se han reemplazado por circuitos electrónicos llamados multiplexores electrónicos en vez de interruptores mecánicos o conmutadores. En la práctica, la duración de las muestras de pulsos es más corta que el tiempo asignado a cada canal. Una revolución completa del conmutador se denomina cuadro. En otras palabras, durante un cuadro, cada canal de entrada se muestrea una vez. El número de contactos en el conmutador o interruptor multiplexado fija la cantidad de muestras por cuadro. El número de cuadros completados en un segundo se llama frecuencia de cuadros. Al multiplicar el número de muestras por cuadro por la frecuencia de cuadros se obtiene la velocidad de conmutación o velocidad del multiplexado, que es la frecuencia básica de la señal compuesta, la señal final multicanalizada que se transmite por el canal de comunicaciones. Supongamos como ejemplo que el número de muestras por cuadro es 4. Suponiendo que la frecuencia de cuadros es 100 por segundo. El periodo para un cuadro, por lo tanto, sería $1/100 = 0.01 \text{ s} = 10 \text{ ms}$. Durante ese periodo de cuadro de 10 ms, los cuatro canales se muestrean una vez. Si se considera que la duración de las muestras es igual, cada canal dispone de $10/4 = 2.5 \text{ ms}$, Dado que se toman 4 muestras por cuadro, la velocidad de conmutación es $4 \times 100 = 400$ pulsos por segundo. Como ya se menciona en sistemas prácticos TDM/PAM, se usan circuitos electrónicos llamados multiplexores electrónicos en vez de interruptores mecánicos o conmutadores. El multiplexor por sí mismo se utiliza por lo general con un FET, que son casi interruptores ideales CERRADO-ABIERTO y que pueden cambiar de un estado a otro ABIERTO y CERRADO a velocidad muy alta. El multiplexor es un circuito de un amplificador operacional sumador con MOSFET en cada resistor de entrada. Cuando el MOSFET conduce tiene una resistencia de ENCENDIDO muy baja y, por lo tanto, actúa como interruptor cerrado. Cuando el transistor está APAGADO, no fluye corriente a través de él y, por lo tanto, actúa como circuito abierto. Un pulso digital aplicado a la compuerta

del MOSFET pone al transistor en ENCENDIDO. La ausencia de un pulso significa que el transistor está APAGADO. Los pulsos de control en los interruptores MOSFET son de tal naturaleza que sólo un MOSFET se pone en ENCENDIDO a un tiempo. Toda la circuitería por lo general está en un solo chip de CI. Los multiplexores MOSFET se encuentran disponibles con 4, 8 y 16 entradas, y todos se pueden agrupar para manejar un número aun mayor de entradas analógicas. La señal multiplexada PAM por lo común no se transmite como señal de banda base mediante un solo canal. En lugar de esto, estos pulsos de amplitud variable se usan para modular la portadora que se transmite por el medio de comunicación. Puede usarse la AM, pero en la mayor parte de los sistemas, la señal PAM se utiliza para modular en frecuencia una portadora de RF para su transmisión o una subportadora, la cual, a su vez, modula una portadora final de RF. Se puede usar el llamado sistema PAM/FM, las señales PAM modulan en frecuencia a una portadora. También se puede usar el llamado sistema PAM/FM/PM, las señales PAM modulan en frecuencia una subportadora. Cada una modulando en frecuencia una subportadora diferente. Estas subportadoras se mezclan en forma lineal y se usan para modular en fase la portadora de RF, que es la señal final transmitida. Los sistemas PAM/FM/PM emplean una combinación de esquemas TDM y FDM (Multiplexado por división de frecuencia), para crear la señal final compuesta. Una vez que se recibe la señal compuesta, se debe de modular y demultiplexar, el receptor capta la señal. y la envía a un demodulador de FM que recupera los datos originales PAM. La señal PAM se demulticanaliza en las señales analógicas originales. En el sistema PAM/FM/PM, se requieren dos niveles de demodulación antes de tener disponible la señal PAM. Un demodulador PM recupera las señales PAM/FM, las cuales se pasan por un filtro pasobanda centrado en las frecuencias de las subportadoras. La salida de cada filtro pasabanda se alimenta a un demodulador FM donde cada grupo de señales PAM se recupera y se demultiplexa. Recuperada la señal compuesta PAM, se aplica a un demultiplexor (DEMUX). Éste es, por supuesto, el inverso de un multiplexor. Tiene una sola entrada y múltiples salidas, una para cada señal de entrada original. Un demultiplexor de cuatro canales tiene una sola entrada y cuatro salidas. Muchos demultiplexores usan FET alimentados por un decodificador contador. Las señales individuales PAM se envían a amplificadores operacionales, donde se aíslan y quizás amplifican. Luego se envían a filtros pasobajas, donde se alisan a su forma original de señales analógicas. El problema principal del demultiplexado es la sincronización. Esto es, para poder demultiplexar con precisión la señal PAM a sus señales originales muestreadas, la frecuencia del reloj empleado en el demultiplexor receptor debe ser idéntica a la del multiplexor transmisor. Además, la secuencia del demultiplexor debe ser idéntica a la del multiplexor para que cuando el canal 1 sea muestreado en el transmisor, el canal 1 en el receptor del demultiplexor esté en ENCENDIDO al mismo tiempo. Es frecuente que esta sincronización la lleve a cabo un pulso de sincronización especial incluido como parte de cada cuadro. Por último, en la salida del demultiplexor se aplican filtros pasobajas separados a cada canal para recuperar las señales analógicas originales.

La forma más popular de TDM usa modulación por codificación de pulsos (PCM), en la cual se transmiten múltiples canales de datos digitales en forma serial. A cada canal se asigna una ranura de tiempo en la cual transmite una palabra binaria de datos. Los flujos de datos de los diversos canales se intercalan y transmiten en forma consecutiva. Cuando se usa PCM para transmitir señales analógicas, las señales se muestrean con un multiplexor, luego un convertidor A/D las transforma en una serie de números binarios, donde cada número es proporcional a la amplitud de la señal analógica en los diversos puntos de

muestreo. Estas palabras binarias se convierten de formato paralelo en serial y se transmiten. En el extremo receptor, los diferentes canales se demultiplexan y se recuperan los números binarios originales secuenciales, se almacenan en una memoria digital y transfieren a un convertidor D/A, que reconstruye la señal analógica. Pero cuando los datos originales son estrictamente digitales, no se requiere la conversión D/A. Cualquier dato binario, multiplexado o no, puede transmitirse por PCM. Como ejemplo, en presentaciones multimedia por computadora, los datos de video a menudo son digitalizados y transmitidos con técnicas PCM a un sitio remoto. La siguiente figura muestra un diagrama general en bloques de los principales componentes de un sistema PCM:



Las señales de voz se aplican a convertidores A/D, los que generan palabras binarias de 8 bits en paralelo (byte) cada vez que se toma una muestra. Dado que los datos binarios deben transmitirse en serie, la salida del convertidor A/D se alimenta a un registro de corrimiento, el cual desarrolla una salida de datos seriales de la entrada en paralelo. En los sistemas telefónicos, un codec hace la conversión de A/D paralelo a serial. El circuito del oscilador del reloj alimentando al registro de corrimiento opera la velocidad de bits deseada. El multiplexado se realiza con un sencillo MUX digital. Como todas las señales que se transmitirán son binarias por naturaleza, puede emplearse un multiplexor construido con compuertas lógicas estándar. Un contador binario maneja un decodificador que selecciona el canal de entrada deseado. La salida multiplexada es una forma de onda de datos seriales de las palabras binarias intercaladas. Esta señal digital de banda base se puede codificar y transmitir en forma directa mediante un par de trenzado de un cable, un cable coaxial, o un cable de fibra óptica. A veces, la señal binaria PCM suele usarse para modular una portadora. Si se emplea AM, la salida es PCM/AM; si se utiliza FM, la salida es PCM/FM. La salida del modulador se alimenta a un transmisor para comunicaciones de radio o sujeta a posterior modulación. Un multiplexor está formado por 1 a 5 compuertas

Los datos seriales se aplican a las compuertas 1 a 4; sólo, habilita una compuerta a la vez, de uno de cuatro decodificadores. El dato serial de la compuerta habilitada se transfiere a la compuerta 5 (compuerta OR) y aparece en la salida. Si suponemos como ejemplo que el reloj es 64 kHz, la velocidad binaria es 64 kilobits por segundo y el intervalo del bit es $1/64000 = 15.625 \mu s$. Con 8 bits por palabra, transmitir una palabra toma $8 \times 15.625 = 125 \mu s$. Esto significa que la velocidad de palabras es $1/125 \times 10^{-6} = 8$ kilobytes por segundo. Si los registros de corrimiento toman sus datos de un convertidor A/D, la velocidad de muestreo es $125 \mu s$ o 8 kHz. Esta velocidad es la empleada en sistemas telefónicos para muestrear las señales de voz. Si se considera una frecuencia de voz máxima de 3 kHz, la velocidad mínima de muestreo es del doble o 6 kHz y, por lo tanto, una velocidad de 8 kHz es más que conveniente para representar de manera adecuada y reproducir la señal analógica de voz. También se añade un pulso de sincronía al final del cuadro. Esto indica al receptor que se ha transmitido un cuadro de cuatro señales y que otro está por empezar. El receptor usa los pulsos de sincronía para mantener al paso todos sus circuitos de manera que cada señal original pueda recuperarse con precisión. En el extremo receptor del enlace de comunicaciones; la señal PCM se demultiplexa y convierte de nuevo en datos originales. La señal PCM de banda base puede venir de un cable, en cuyo caso la señal se regenera y reconstruye antes de aplicarse al demultiplexor. En ocasiones, si la señal PCM ha modulado una portadora y se está transmitiendo por la señal RF será captada por un receptor y demodulada. Se recupera la forma de onda binaria serial original y se alimenta a un circuito formador para limpiar y rejuvenecer los pulsos binarios. La señal original se demultiplexa por medio de un demultiplexor de compuertas AND y NAND. El contador binario y el decodificador que alimenta al demultiplexor se mantienen al paso con el receptor a través de una combinación de los circuitos de recuperación del reloj detector de pulsos sync, similar a la usada en los sistemas PAM. El pulso de sincronía genera y envía, por lo general, al final de cada cuadro. Las señales de salida seriales demultiplexadas se alimentan a un registro de corrimiento para su conversión en datos paralelos, enviados a un convertidor D/A y luego a un filtro pasobajas. El registro de corrimiento y el convertidor D/A, por lo general son parte de un codec. El resultado es una reproducción muy precisa de la señal de voz original.

Ahora, se mencionara de forma breve la estructura de una señal PCM, pero primero se hablara de algunos conceptos considerados de interés como son:

Bit: Es la mínima cantidad o porción de información que se puede transmitir a través de un medio, el periodo de tiempo de un bit es el inverso de su frecuencia o de la velocidad de transmisión, para los sistemas PCM de 2048 Kb/s es de 488 ns.

Un time slot (TS): Es un segmento de tiempo asignado por el sistema a un canal. En telefonía el time slot (TS) es de ocho bits consecutivos, su tiempo de duración es de $3.9 \mu s$.

Trama: Se puede definir como un conjunto de 32 TS consecutivos o como el espacio existente entre muestra y muestra de un mismo canal. El periodo de tiempo de una trama es de $125 \mu s$.

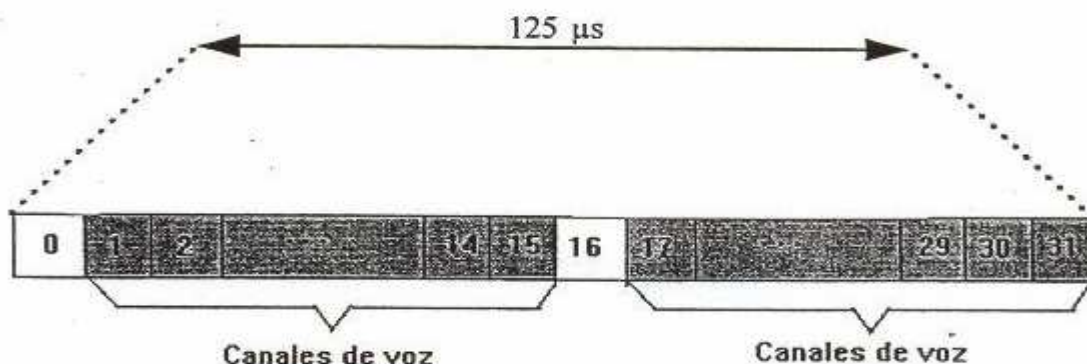
Un sistema PCM utiliza la digitalización de señales analógicas, en un sistema PCM tanto los bits de señalización como los bits de sincronía ocupan posiciones diferentes en la trama, de acuerdo con la norma que se utilice, existen dos normas jerárquicas utilizadas en los sistemas PCM: la norma americana y la norma europea. (Cabe mencionar que se hablara principalmente de la norma europea por ser la considerada de mayor interés, ya que Telmex utiliza esta en México). La trama americana, japonesa y canadiense comprende 24 canales o segmentos de tiempo (time slots), la multitrama americana esta constituida por 12 tramas (sistema BELL TI).

La estructura de la norma europea se basa en la multiplexacion de 30 canales más dos canales, uno de control y uno de servicio. Cada muestra se codifica con 8 bits. La trama europea esta constituida por 32 canales o segmentos de tiempo (time slots). La multitrama europea esta constituida por 16 tramas y la frecuencia de muestreo tiene un valor de $f_s = 8$ KHz. Para el cálculo del periodo de trama, bits, TS y velocidad de transmisión, lo podemos resumir por medio de la siguiente tabla:

Periodo de cada trama	$T = \frac{1}{8000Hz} = 125\mu s$
Periodo de un TS	$T = \frac{125\mu s}{32} = 3.9\mu s$
Periodo de un bit	$T = \frac{3.9\mu s}{8} = 0.488\mu s = 488ns$
Velocidad de transmisión (tomando en cuenta que los intervalos de tiempo son de 8KHz, y cada uno esta formado por una palabra de 8 bits)	(8KHZ)(32intervalos)(8bits) =2048 Kbits/s. también se obtiene del inverso del periodo de un bit: $T = \frac{1}{0.488\mu s} = 2048Kbits / s$

Canales de voz: Los 30 canales de voz se localizan en, los time slots numerados del 1 al 15 y del 17 al 31. Cada uno se compone de una palabra de 8 bits que resulta del muestreo, cuantificación y codificación de la señal.

Esto se observa en la siguiente figura:



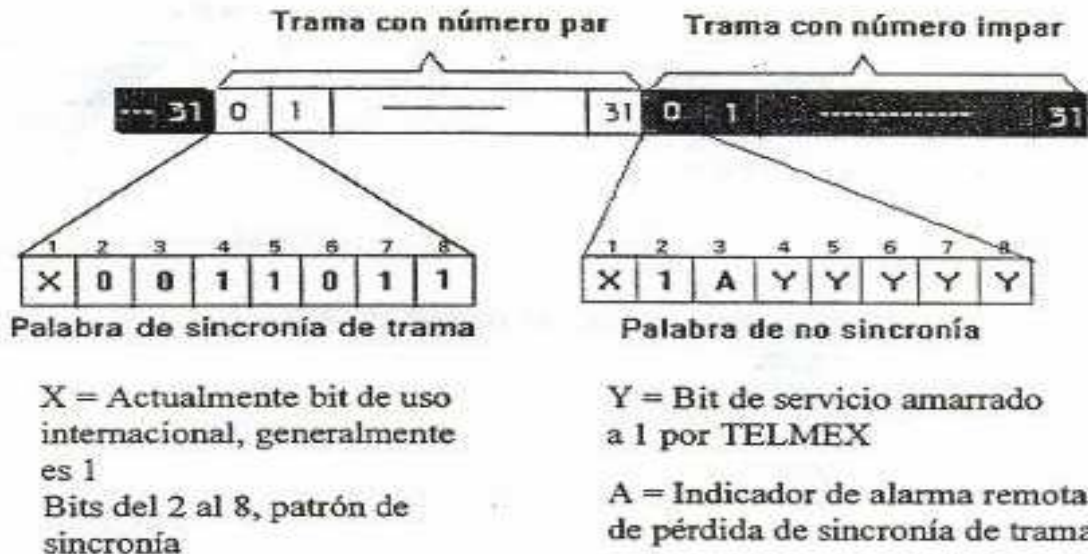
Localización de los canales de voz en la trama

Una multitrama es el conjunto de 16 tramas (frames), numeradas del 0 al 15 y es el ciclo completo en donde se inserto toda la información (alarmas, señalización, voz, palabras de sincronía de trama). A continuación se muestra una figura de una multitrama y en la segunda figura se muestra la clasificación de las tramas en la multitrama:



La sincronía se refiere que en el TS0 de las tramas pares, se encuentra la palabra de sincronía de trama y el TS0 de las tramas impares se encuentra la palabra de no sincronía. También conocida como la palabra de alarma.

A continuación se muestra una figura con ambos tipos de palabras:



La sincronía de trama, se le llama alineamiento de trama, deberá transmitirse de la siguiente manera en todas las tramas pares:

X 0 0 1 1 0 1 1

La X puede ser 0 ó 1 y lo que normalmente se utiliza es 1 sin que afecte al sistema, en la actualidad, es solo una indicación convencional para cruce de frontera. La sincronía de

multitrama es conocida como palabra de alineamiento de multitrama, deberá transmitirse de la siguiente manera:

0 0 0 0 Y A Y Y

DONDE:

0000 = La palabra de sincronía de multitrama.

A = Bit de alarma de multitrama.

Si A = 0 el sistema tiene estado normal.

Si A = 1 existe una falla remota de multitrama.

Y = bits de servicio.

Esta palabra se trasmitirá en el intervalo de tiempo 16 de la trama 0.

La señalización, sirve para controlar y supervisar los canales telefónicos, el intervalo de tiempo 16 (TS_{16}) de cada trama (1 a 15) se usa para este propósito, excepto en la trama 0 que se utiliza para la palabra de sincronía de multitrama.

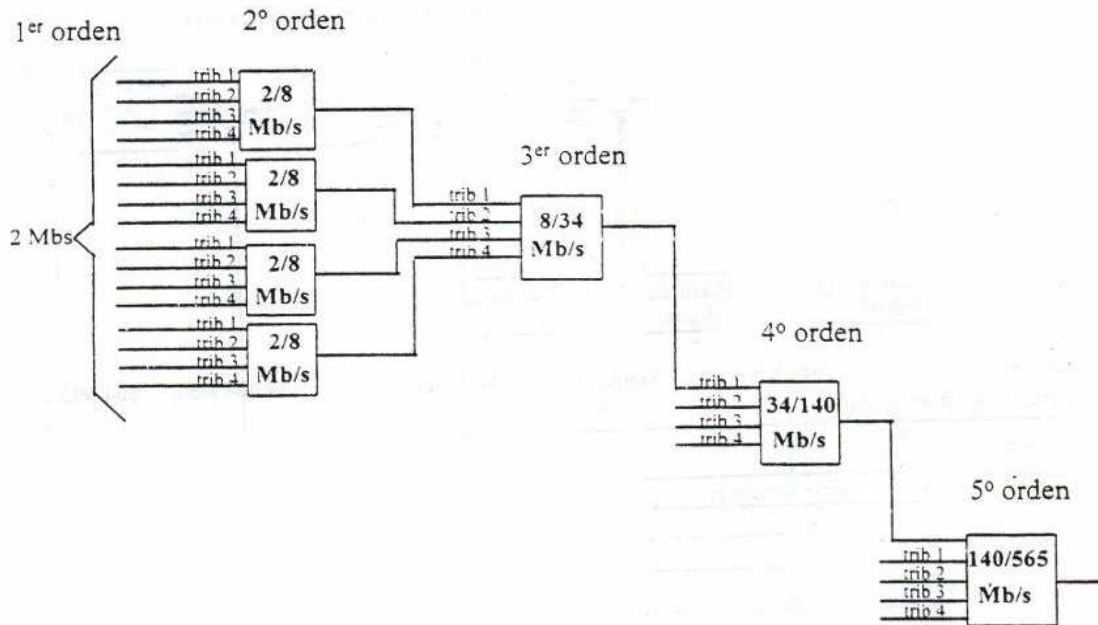
La señalización se transmite en 4 bits, los cuales indican el estado en que se encuentra el canal como se muestra en la siguiente tabla, donde los bits c y d están amarrados a 0 y 1 respectivamente:

Tabla de Estados de señalización:

	Estado	A _f	b _f	A _b	b _b
	Libre	1	0	1	0
	Toma	0	0	1	0
	Reconocimiento de toma	0	0	1	1
	Contestación	0	0	0	1
	Liberación hacia atrás	0	0	1	1
	Liberación hacia delante	1	0	0 ó 1	1
	Liberación de guardia	1	0	1	0
Fijos	Bloqueo o roto	1	0	1	1
	retención	0	0	1	0

Las Estructuras Jerárquicas: Las señales de los equipos PCM y de otras fuentes de señales digitales. Pueden agruparse en velocidades binarias más elevadas. En la jerarquía de multiplexado de señales digitales, según la norma europea, se agrupan 4 señales digitales, en una nueva señal digital.

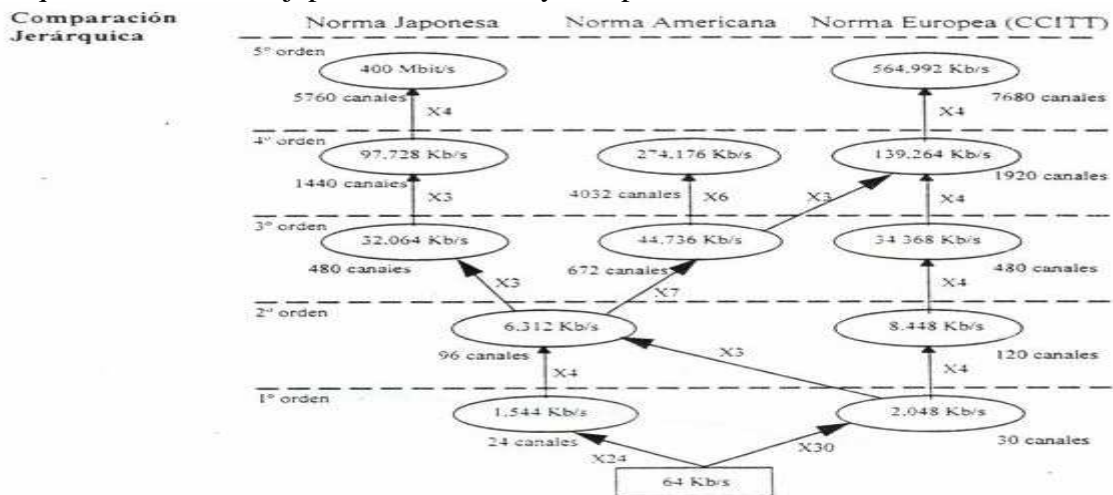
Cabe mencionar que los sistemas considerados de 5° orden son mejor conocidos como multiplexores de 565 Mb/s. en los cuales varia su estructura de trama dependiendo de cada fabricante. Esto se esquematiza en la siguiente figura:



A continuación se muestra una tabla donde se verán las diferentes velocidades nominales de los diferentes ordenes jerárquicos y sus tolerancias en partes por millón (ppm). Cabe mencionar que los datos que se proporcionan sobre el 5º orden son los utilizados por ALCATEL.

Orden	Vel. Kb/s.	± ppm	± Bits	Exponencial	Rango en bits
1º	2 048	50	102.4	5×10^{-5}	2 047 897.6 – 2048 102.4
2º	8 448	30	253.44	3×10^{-5}	8 447 746.56 – 8 448 253.44
3º	34 368	20	687.36	2×10^{-5}	34 367 312.64 – 34 368 687.36
4º	139 264	15	2088.96	1.5×10^{-5}	139 261 911 – 139 266 089
5º	564 992	15	8474.88	1.5×10^{-5}	564 983 525.1 – 565 000 474.9

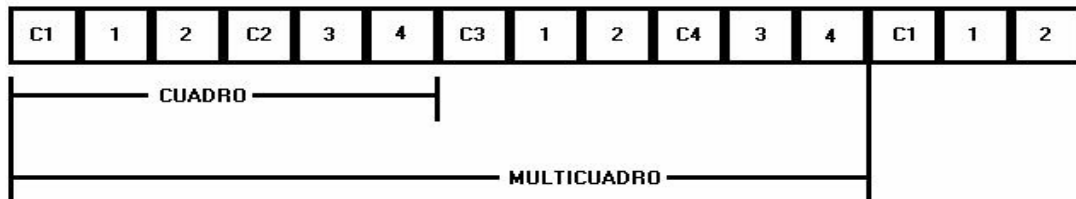
A continuación se muestra una figura donde se ve la comparación entre sistemas jerárquicos como son el japonés, americano y europeo:



Lo que se observa en la figura anterior es que todas las jerarquías parten de una velocidad a nivel de canal de 64 Kb/s. Cabe mencionar que a cada una de las jerarquías se les denomina también como enlaces (E), a la jerarquía de primer orden se le dice enlace E1 o multiplexor de 2 Mb/seg, a la de segundo orden E2 o multiplexor de 8 Mb/seg, tercer orden E3 ó multiplexor de 34 Mb/seg, cuarto orden E4 ó multiplexor de 140 Mb/seg, quinto orden ó multiplexor de 565 Mb/seg. Cabe mencionar que la compañía Telmex utiliza el sistema europeo para sus sistemas de comunicaciones.

Para finalizar este subcapítulo, se mencionan de forma breve dos técnicas comunes de multiplexión por división de tiempo usadas para señales PCM y estas son:

La multiplexión por intercalación de bits y relleno de bits: En los multiplexores por intercalación de bits, los canales de entrada se muestrean bit por bit en forma sucesiva. Los bits de sincronización se agregan, en un formato predeterminado, a la corriente de datos de salida resultante. Después de haber servido todas las entradas al menos una vez y haberse agregado los bits de sincronización necesarios, el multiplexor está listo para comenzar el siguiente ciclo. El menor periodo de tiempo en que se sirve a todas las entradas del multiplexor al menos una vez se llama cuadro. La información de la posición de los canales se llama información de encuadre. Los bits añadidos para el encuadre y la sincronización se conocen, en conjunto, como bits de control. El menor periodo de tiempo en que todas las entradas que se van a multiplexar y todos los bits de control se han sumado al cuadro, se llama multicuadro o supercuadro. Esto se observa en la siguiente figura:



Hay cuatro canales de entrada más dos bits de control por cuadro y dos cuadros por multicuadro. Los bits de control son un mero gasto que reduce la capacidad de manejo de información del multiplexor. Se supone que todas las entradas del multiplexor tienen la misma tasa nominal de bits, R_i . Sin embargo, a menos que todas las entradas sean completamente sincrónicas, pueden esperarse pequeñas fluctuaciones. Si no se toman medidas para acomodar estas fluctuaciones, puede perderse alguna información en el proceso de multiplexión. Para evitar esto, el multiplexor se opera a una tasa un poco mayor que la suma de las máximas razones esperadas de las entradas. Como la tasa de multiplexión crecerá en forma gradual, se toman medidas para agregar de manera ocasional un bit arbitrario (0 o 1) a la corriente de bits a fin de mantener la tasa del multiplexor. Esta operación se conoce como relleno de bits. Los bits de relleno no conducen información y se añaden sólo para mantener la mayor tasa de bits del multiplexor. Para amortiguar las fluctuaciones de corto plazo de la tasa de bits de entrada y señalar la necesidad de un bit de relleno, cada entrada se aplica a una memoria de paso o almacén elástico. Ésta actúa como un recipiente cuya capacidad es vigilada por el control. En cuanto al contenido de la memoria de paso cae por debajo de un umbral dado, se inserta un bit de relleno en la corriente de datos, bajo el mando de un sincronizador. Al otro extremo de la línea, una función importante del demultiplexor es eliminar los bits de relleno de la corriente de datos.

Esto requiere que la identificación de los bits de relleno se haga de la manera más confiable posible y sin sobrecargar en forma excesiva el formato.

Multiplexión por intercalación de caracteres y relleno de palabras: Por lo general es más simple efectuar la multiplexión por división de tiempo de un número de terminales asíncronas carácter por carácter en vez de bit por bit. Esto es cierto en particular si se desea flexibilidad para acomodar terminales con diferentes tamaños de caracteres. Por lo tanto, los multiplexores por intercalación de caracteres se han adoptado ampliamente para la multiplexión de dispositivos asíncronos de baja velocidad, como las terminales de datos. Cada carácter, en general con verificación de paridad y tal vez con un código de posición, se envía intacto como una palabra y se intercala en la corriente de bits. A menudo, las corrientes de datos síncronos, que se transmiten en general a velocidad alta, se multiplexan junto con los datos asíncronos. La tasa del multiplexor para cada compuerta de entrada se ajusta para que adquiera un poco más de rapidez (digamos 3 %) que la máxima tasa de caracteres esperada de las terminales asíncronas. Como los caracteres individuales se envían a una tasa más alta que la que se recibe de la terminal, el multiplexor debe ser capaz de guardar al menos un carácter de cada terminal conectada a él. En general, los bits de inicio y detención se sacan de cada carácter antes del almacenamiento y después son reinsertados por el demultiplexor en el otro extremo de la línea. Se registra cada memoria de paso y cuando no hay caracteres que transmitir desde una determinada compuerta de entrada, se transmite un carácter de control predeterminado. Este procedimiento se llama relleno de palabras y es similar al relleno de bits excepto que los datos se manejan carácter por carácter. El relleno de palabras es más tolerante a los cambios en la tasa de bits que el relleno de bits y puede acomodar variaciones de la tasa de bits en todo el intervalo, desde la tasa de entrada cero hasta la máxima tasa de bits del multiplexor. Sin embargo, la eficiencia global es, en general, menor que en los multiplexores que utilizan relleno de bits. En el relleno de palabras se asigna una palabra predeterminada para indicar un relleno de palabra. Esta palabra debe tener, al menos, una distancia de Hamming de uno, esta distancia se consigue agregando un bit de paridad en el multiplexor. Son posibles varias técnicas; la que sigue es una descripción relativamente simple. Como ejemplo del procedimiento de relleno de palabras, se supone que una terminal asíncrona transmite caracteres de 10 bits en la compuerta de entrada de un multiplexor. En éste, se sacan los bits de inicio y detención y se añaden bits de verificación de paridad par. Entonces, cada carácter de 10 bits se transmite como una palabra de 9 bits. Suponiendo que se necesita un carácter de cada 10 para la sincronización, la eficiencia global del multiplexor es entonces de $(8/9) (9/10) = 80\%$. La palabra de relleno se asigna a uno de los caracteres permisibles del alfabeto, pero para distinguirla de una palabra de dato, en la de relleno se usa paridad impar. Esto basta para mantener una distancia de Hamming mínima de uno entre la palabra de relleno y otras palabras del alfabeto. El demultiplexor busca esta palabra particular con paridad impar para detectar la palabra de relleno. Por supuesto, una equivocación es suficiente para causar un error en el carácter de salida. Una mejor protección contra errores en palabras de relleno requiere una mayor distancia entre estas y otras palabras del alfabeto. Por lo tanto, un esquema más elaborado es notar que al agregar un bit de verificación de paridad a una palabra de m bits se han agregado $2^{m+1} - 2^m$ nuevas palabras, de las cuales sólo una es la de relleno. El objetivo es elegir nuevas palabras de datos entre este conjunto mayor de manera que se maximice la distancia de la palabra de relleno. Hasta aquí, se ha supuesto que el formato de datos constituye un cuadro cuando el multiplexor por intercalación ya sea de

bits o de caracteres ha servido a todas las compuertas de entrada al menos una vez. Esto es lo que hace un multiplexor convencional. En éste, cada compuerta de entrada tiene su propio espacio de cuadro que repite de manera regular, haciendo disponible una capacidad de transmisión constante y garantizada. Sin embargo, en un momento dado algunas compuertas de entrada quizá no tengan datos que enviar, y el multiplexor convencional no es suficiente para reservar espacios de tiempo cuando no hay datos por enviar. Para remediar esto, una versión de la multiplexión por división de tiempo, conocida como multiplexión por demanda, adjudica tiempo disponible de acuerdo con la demanda de entrada, conservando todos los espacios llenos de datos mientras haya datos en espera de ser enviados y si es necesario, intercambiando asignaciones de espacio para conseguirlo. En la multiplexión por demanda, cada entrada se aplica a una memoria de paso cuya capacidad es lo bastante grande para almacenar al menos varios caracteres. Así, el control de las memorias de paso verifica cuán llenas están éstas e instruye al multiplexor para que obtenga muestras de las memorias más llenas. Cada carácter o bloque de caracteres por transmitir se define como una dirección adjudicada por el multiplexor. La multiplexión por demanda puede aumentar la eficiencia de un sistema de transmisión a expensas de un exceso de bits más notable, algunos retardos variables introducidos en la corriente de datos y el riesgo de una congestión si todas las terminales servidas necesitaran la transmisión al mismo tiempo. Si ocurriera esta última situación, debe asignarse un conjunto de reglas o procedimientos, con cierta jerarquía o prioridad, para manejar la situación en forma organizada.

3.6.- ANÁLISIS DE SISTEMAS COMERCIALES.

Comenzaremos con el análisis de la jerarquía digital plesiócrona (PDH) ó llamado sistema PDH, que comenzó a usarse para satisfacer la creciente demanda de servicios de comunicación rápido y confiable. Pero antes de hablar del PDH, debemos hablar de forma breve de algunas definiciones y temas considerados importantes para este subtema:

La Sincronización: Es la acción y efecto de mantener en coincidencia la frecuencia y la fase de ondas o dos fenómenos periódicos. Aplicado a telecomunicaciones, es el procedimiento destinado a asegurar que los aparatos emisores y receptores de un sistema de transmisión funcionen continuamente a la misma frecuencia. También el término sincronización se aplica a los tiempos de llegada de la señal de entrada a un multiplexor.

Las Señales Digitales: Son señales que tienen un numero finito de símbolos y son llamados también señales discretas. Sin embargo existen ciertas características, con respecto a su fase y frecuencia. Que las diferencian entre ellas, comparando las señales digitales con respecto a su fase y frecuencia existen, los siguientes tipos de señales digitales:

- . Sincronas
- . Asíncronas
- . Plesiócronas

A continuación se hablara brevemente de cada una de ellas:

Las señales sincronas: Son señales que tiene la misma fase y frecuencia entre sí. Si los elementos de una red utilizan como referencia un mismo reloj para transmitir información y todas las recomendaciones están basadas en esta. Entonces tenemos una red con señales sincronas. Por ello, paralelamente en el proceso de la digitalización de las centrales telefónicas, Telmex estableció el sistema de sincronización de la red, para la cual instaló y puso en operación a partir de septiembre de 1991, un sistema de relojes de haz de cesio, estos proporcionan los pulsos de referencia para la transmisión de información en los sistemas digitales del país.

Señales asíncronas: Las señales asíncronas nunca están en fase ni en frecuencia entre si.

Señales plesiócronicas: Dos señales son plesiócronicas si sus instantes significativos correspondientes se presentan con la misma frecuencia nominal y cualquier variación de frecuencia y fase, se mantiene dentro de límites determinados. Para entender este concepto consideramos el procedimiento que se realiza al multiplexar las cuatro tributarias de un mismo orden jerárquico, estas señales pueden estar desfasadas entre sí. Ya que existe un margen de tolerancia para sus velocidades nominales. La multiplexación de señales plesiócronicas es más compleja que la de las señales sincronicas, por lo que para la adaptación de estas cuatro señales plesiócronicas al reloj del sistema del equipo multiplexor, se hace uso de un sistema de justificación. Este proceso permite que las señales digitales, tributarias, entren con una razón de velocidad diferente, para que sean correctamente relacionadas a la razón del reloj del equipo multiplexor.

Comparación entre señales plesiócronicas y sincronicas: Como ejemplo, supongamos que las tributarias son camiones que van a entrar a un andén de carga, para que su información sea transportada a un camión más grande. En un ambiente plesiócronicos los camiones entrarían al andén de carga en un instante, pero desfasados en instantes de tiempos pequeños. Por el contrario en un ambiente sincronicos estos llegarían al mismo tiempo al andén de carga.

La Justificación: Es un procedimiento que se utiliza para compensar las diferencias de fase y velocidad que existen entre las tributarias.

Existen diferentes tipos de justificación, las cuales son las siguientes:

- . Positiva
- . Negativa
- . Positiva/Negativa
- . Positiva/Nula/Negativa

Justificación positiva: Es la más usual y consiste en insertar varios pulsos carentes de información, llamados bits de relleno o justificación. A la señal digital de orden superior, en los espacios de tiempo de justificación previstos para ello. En caso de no ser necesaria la justificación, se insertan en estos espacios de tiempo bits procedentes de los tributarios con información. De los diferentes sistemas de justificación que existen, el método más utilizado es el de justificación positiva.

Justificación negativa: Este proceso consiste en suprimir algunos pulsos de información de los tributarios, para ajustar las velocidades de señal. Los pulsos suprimidos se transmiten a través de un intervalo de tiempo de baja velocidad.

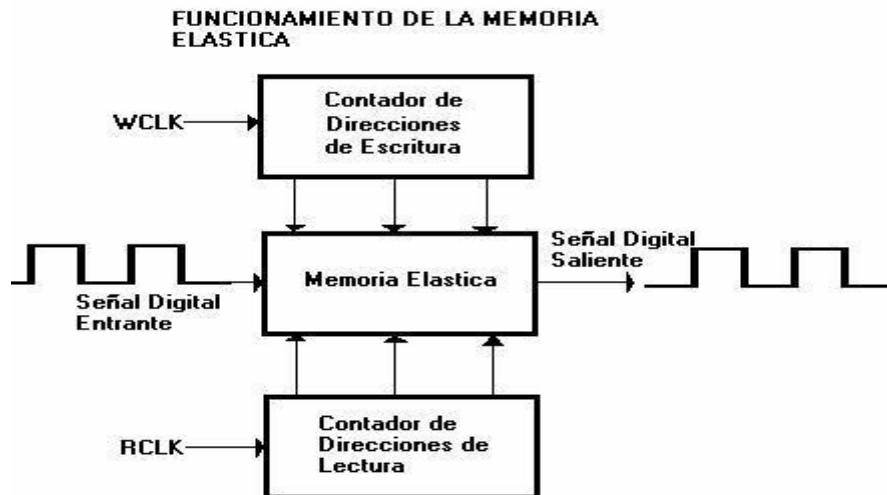
Justificación positiva / negativa: Este proceso consiste en combinar los dos métodos anteriores en el que se transmiten bits de relleno y también se suprimen bits de información, cada vez que hay justificación.

Justificación positiva / nula / negativa: Este proceso se efectúa utilizando la justificación positiva/negativa que se menciono anteriormente, con la diferencia de que se realizará solo cuando sea esencial.

Una Memoria: Es un dispositivo capaz de almacenar o retener información en forma de bits de nivel lógico "0" o "1", de tal manera que un bit determinado o un grupo de bits puedan ser recuperados del sitio donde fueron almacenados.

La Memoria elástica: Es un dispositivo que permite leer datos a una velocidad distinta de la que se escribe, por ejemplo en la etapa de transmisión los datos se leen más rápido de lo que se escribe. La memoria elástica está constituida generalmente por una memoria RAM (Random Acces Memory) ó memoria de acceso aleatorio. Una forma de analizar el funcionamiento de la memoria elástica, es el siguiente: La señal digital entrante (niveles lógicos "1" o "0") se escribirá o almacenará momentáneamente en cada una de las localidades de la memoria indicada por la dirección proporcionada por el contador de direcciones de escritura. Esta misma información podrá ser recuperada en la señal digital saliente, cuando por medio del contador de direcciones de lectura se proporcionen las direcciones de las localidades a ser leídas. La velocidad de escritura en la memoria elástica está en función de la frecuencia del reloj del contador de direcciones de escritura (WCLK) y de forma similar la velocidad de lectura dependerá de la frecuencia del reloj del contador de direcciones de lectura (RCLK).

Esto se observa en la siguiente figura:

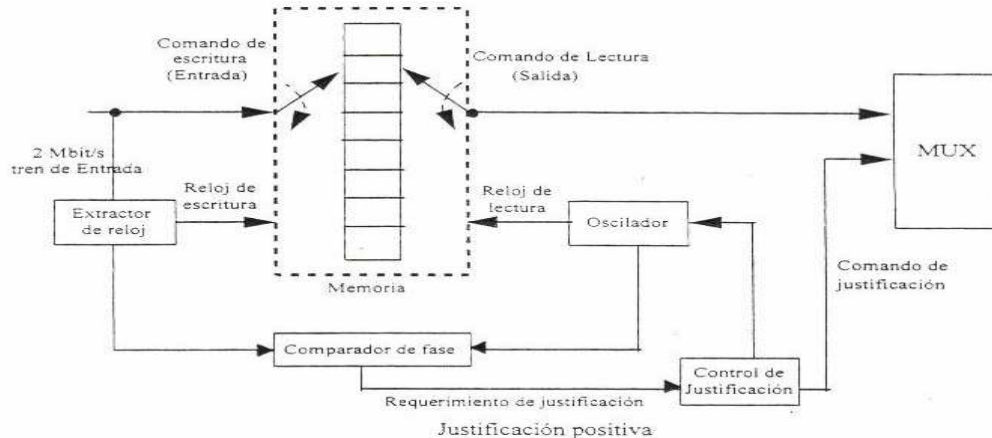


El proceso de la Justificación positiva: A partir de una señal entrante, se recupera el reloj respectivo y con ello se escribe la señal digital en la memoria elástica (memoria tampón). En la memoria elástica es posible la simultaneidad del proceso de lectura y escritura. La frecuencia de lectura que se obtiene del multiplexor, condicionada por el sistema, se elige más rápida de lo que pueda ser la frecuencia del sistema tributario, teniendo en consideración todas las tolerancias y pausas del reloj. En lo que se refiere a la formación de

la trama. Con una frecuencia de reloj ligeramente más elevada queda asegurado que se puedan transmitir todos los bits entrantes. A causa de esta lectura sistemática más rápida. Se presenta inmediatamente la situación en la que habría que leer datos. Aunque no haya nuevos datos inscritos. Para evitarlo se comparan en un circuito las direcciones de lectura y escritura. En el caso de que la dirección de lectura alcance a la dirección de escritura se inserta, mediante el circuito comparador. Un hueco en la frecuencia de reloj de lectura, por cuyo motivo la dirección de lectura no continúa transfiriendo información y la dirección de escritura, que sigue activa obtiene nuevamente un adelanto (salto). Sin embargo, la transferencia hacia la ruta de transmisión tiene que seguir en forma continua, por consiguiente. Se inserta un bit de relleno para la transmisión que carece de información. De esta forma a modo de ejemplo y explicado de una manera sencilla. El bit precedente que está aplicado a la salida de la memoria elástica, se inserta de nuevo. De cualquier forma este bit de relleno no aporta información útil. La certeza de que un bit determinado es un bit de relleno ha de ser comunicada al punto extremo mediante la información de los bits de control de justificación. Esta información es evaluada allí configurándose el hueco en el punto correcto. Con lo que se impide la escritura en la memoria elástica. Adicionalmente, el contador de dirección de escritura no sigue contabilizando. Para la transferencia de la señal a través de la ruta de transmisión, la frecuencia de reloj no debe de presentar ningún hueco. Con un oscilador de banda estrecha controlado por tensión se determina el hueco en la frecuencia de reloj. Las oscilaciones residuales en la frecuencia de reloj se denominan Jitter (fluctuaciones de fase). La frecuencia de reloj en el lado de recepción sigue a la del lado de transmisión, La presencia o ausencia de los bits de justificación son indicadas por los bits de control de justificación. Estos bits, dependen de la trama de cada nivel jerárquico. Como se muestra en la siguiente tabla:

Orden	Bits de control de justificación
2°	3 Bits
3°	3 Bits
4°	5 Bits
5°	5 Bits

Un ejemplo de justificación sería el siguiente: A continuación se habla en forma breve del proceso de justificación en la etapa de multiplexación de 2 a 8 Mb/s. En la siguiente figura se muestran en forma de bloques el proceso:



Su explicación de la figura anterior sería la siguiente. Una memoria buffer de 8 a 10 celdas y un comparador de fase son usados para procesar cada componente de señal de información. Los datos de 2 Mb/s son escritos a una velocidad de escritura y leídos a una velocidad ligeramente más alta, velocidad de lectura. La memoria entonces tiende a vaciarse, para compensar esta diferencia en tiempo el dispositivo efectúa una operación de justificación periódica la cual involucra un bit repetitivo en la lectura. Esta operación es requerida por el comparador de fase y es efectuado en un tiempo específico dentro de la trama por la cancelación de un intervalo característico de tiempo en la temporización de la señal de lectura, que incluye las discontinuidades debido a la estructura de trama.

Con lo anterior ya expuesto, procedemos a hablar del sistema de multiplexión PDH.

Sistema PDH (jerarquía digital plesiócrona): Los multiplexores PDH utilizan el método de multiplexación por entrelazado cíclico de bits. El entrelazado de bits se efectúa cíclicamente tomando 1 bit de cada tributaria para la formación de la trama del orden jerárquico siguiente: 2°, 3°, 4°, 5° Orden. De tal forma, que se forman bloques, donde en el primer bloque se tiene información del primer bit de cada tributaria, el segundo bloque contiene información de los segundos bits de cada tributaria y así sucesivamente.

Estructura de trama de primer orden:

Denominado multiplexor de 2 Mb/seg. Este parte de una velocidad de canal de 64 Kb/seg. Su trama esta constituida por un conjunto de 32 time slot (TS), cada time slots tiene un tiempo de duración de 3.9 μ seg. y la trama posee 30 canales + 2 canales más de control y servicio.

Usa una frecuencia de muestreo de $F_s = 8$ Khz.

Cada time slot posee 8 bits.

El periodo de un bit es de: $T = \frac{3.9\mu seg}{8} = 0.488\mu seg = 488\eta seg.$

El periodo de tiempo de cada trama es de: $T = \frac{1}{F_s} = \frac{1}{8Khz} = 125\mu seg.$

Su velocidad de transmisión es de: tomando en cuenta que la velocidad de muestreo para cada uno de los intervalos de tiempo es de 8Khz y que cada intervalo de tiempo esta formado por una palabra de 8 bits es de: $(8Khz) \times (32 TS) \times (8bits) = 2048$ Kbits /seg.

Estructuras de trama de segundo orden:

Denominado Multiplexor de 8 Mb/seg. Los flujos de la señal de bits entrantes de 2 048 Kb/s después de pasar por un convertidor de código, donde la señal es decodificada a una señal unipolar, pasan a ser escritos en la memoria elástica con una velocidad de escritura propia $(2\ 048\ Kb/s \pm 50\ ppm)$. Pero la salida de la memoria elástica proporciona la información con una razón mayor que corresponde a 2 112 Kb/s. Esto se obtiene de dividir la velocidad de salida del sistema entre el número de tributarias. El valor obtenido corresponde a la velocidad de lectura de la memoria elástica en la etapa de transmisión, por lo tanto:

$$V_L = \frac{V_S}{N_T}$$

Donde:

V_L = Velocidad de lectura en la memoria elástica.

V_s = Velocidad de salida del sistema.

NT = Número de tributarias.

Los cálculos se harán con base a las velocidades nominales:

$$V_L = \frac{8448Kb/s}{4} = 2112Kb/s$$

Si V_E = velocidad de escritura en la memoria elástica:

$V_E = 2048 Kb/s$.

Y $V_E < V_L$:

$V_E = 2048 Kb/s$ - memoria elástica- $V_L = 2112Kb/s$

V_L está seleccionada con un margen suficiente para ajustar. La diferencia entre las señales de los tributarios de entrada, además para permitir la inserción de la señal de sincronía de trama y otros bits de servicio. De la razón de bits de 2 112 Kb/s se tienen disponibles 2 052 Kb/s para información de las tributarias. La diferencia entre las razones de 2 048 Kb/s y 2 052 Kb/s es rellenada con bits que no portan información llamados bits de justificación o de relleno, insertados a intervalos fijos de tiempo. Si la memoria tiene información escrita en el intervalo justificable, entonces informa al sincronizador de trama y los bits de justificación no son usados, en caso contrario, si en el intervalo justificable no hay información del tributario, la memoria informa que han sido usados bits de justificación. Para informar la presencia de los bits de relleno individuales, se agregan bits de control de relleno a una razón de 30 Kb/s, lo cual conduce a una razón de 2082 Kb/s. Se agregan también los bits de sincronía y transporte de alarmas, también a una razón aproximada de 30 Kb/s lo cual conduce a una razón total de bits de 2112 Kb/s. Los datos anteriores son para el caso de una sola tributaria y se obtienen de la siguiente manera: 2052 Kb/s disponibles para información de la tributaria que incluyen 4 Kb/s disponibles para bits de justificación o relleno de esa tributaria.

Resumiendo: $2048 Kb/s + 4 Kb/s = 2052 Kb/s$

Además se agregan 30 Kb/s. para bits de control de justificación $2052 Kb/s + 30 Kb/s = 2082 Kb/s$ Y 30 Kb/s para bit de sincronía y alarmas: $2082 Kb/s + 30 Kb/s = 2112 Kb/s$.

Recomendación G. 742 de CCITT para Múltiplex de 8 Mb/s: Se ha convenido una trama de pulsos, con 848 bits de forma que se pueda dividir en cuatro bloques o subtramas, conteniendo cada uno 212 bits. Al comienzo del primer bloque se encuentra la palabra de alineamiento de trama con una muestra fija de 10 bits, seguida de dos bits de servicio. El bit 13 es el primer bit útil y precisamente proviene del sistema tributario número 1 el bit 14 es un bit procedente del sistema tributaria número 2 y así sucesivamente. En este caso, así como en todos los casos de multiplexado de señales digitales PDH, los flujos de señales se entrelazan o intercalan bit a bit. Al comienzo del segundo, tercero y cuarto bloque se presenta, por cada uno de ellos, un grupo de 4 bits que contienen la información de control de relleno. En el bloque cuarto se añade inmediatamente otro grupo de 4, bits que, en caso de necesidad, pueden ser definidos como bits de relleno. El primer bit de cada grupo de cuatro pertenece al sistema tributaria número 1, el segundo bit al sistema tributaria número

2 y así sucesivamente. Solamente se puede definir un bit determinado como bit de relleno por cada sistema tributaria dentro de una trama. En el caso de que los tres bits de control de justificación de cada tributaria se hayan activado previamente a 1 (unos), el bit de oportunidad de justificación no contiene ninguna información útil (se inserta bit de relleno). En el caso de que estuvieran activados a 0 (ceros). Entonces el bit de oportunidad de justificación, contiene información útil. La información de relleno se transmite de esta forma asegurada por triplicado. En el lugar de recepción se aplica la decisión mayoritaria, puesto que una interpretación errónea de la información de relleno tendría amplias consecuencias. En este equipo de multiplexación digital, la sincronización se da cuando se han detectado como correctas tres palabras de alineamiento de trama consecutivas. El sistema se considera fuera de sincronía, si hay cuatro palabras de alineamiento de trama erróneas consecutivas.

Frecuencia de repetición de trama (FT):

La estructura de la trama consiste de 848 bits por lo que la frecuencia de repetición de cada trama es de:

$$FT = \frac{VS}{LT}$$

Donde:

V_s = Velocidad de salida del sistema

L_T = Longitud de trama

$$FT = \frac{8448Kb/s}{848bits/tramas} = 9.9623KHz = 9962.3tramas/seg.$$

Duración de la trama (DT):

La duración de la trama de segundo orden es por lo tanto de:

$$DT = \frac{1}{FT} = \frac{1}{9.9623KHz} = 100.3784\mu s.$$

De los 848 bits se tienen destinados 10 bits para la palabra de sincronía, 2 bits para alarmas y uso futuro. 12 bits para el control de los bits de relleno por lo que se tienen 824 bits disponibles para información de los tributarios divididos en cuatro se tienen 206 Bits de información por tributaria primaria.

Bits Totales Disponibles Para Información (BDI)

$$B_{DI} = (B_{LT} - B_{LPS} - B_{AS} - B_{CJ})$$

Donde:

B_{LT} = Bits de longitud de la trama.

B_{LPS} = Bits de longitud de la palabra de sincronía.

B_{AS} = Bits de alarma y servicio.

B_{CJ} = Bits de control de justificación.

Duración de la trama (DT):

Por lo tanto:

$$B_{DI} = 848 - 10 - 2 - 12 = 824 \text{ bits.}$$

Los bits disponibles para información por tributaria (B_{DIT}) son:

$$B_{DIT} = \frac{B_{DI}}{N_T} = \frac{824}{4} = 206 \text{ Bits.}$$

Durante una trama de segundo orden de $100.3784 \mu s$. cada tributaria primaria operando a la razón nominal de 2048 Kb/s suministrará 205.5741 bits .

Los bits de información real suministrada por tributaria (B_{IRST}) es de

$$B_{IRST} = D_T \times V_E$$

$$B_{IRST} = (100.3784 \mu s.) (2048 \text{ Kb/s}) = 205.5741 \text{ bits}$$

Entonces veamos la comparación entre los bits aportados y los bits disponibles por tributarias:

2048 Kb/s – memoria elástica – 2112 Kb/s .

$$B_{IRST} = 205.5741 \text{ bits.}$$

$$B_{DIT} = 206 \text{ Bits.}$$

Bits aportados por tributaria

Espacios disponibles por
Tributaria.

Duración de la trama (DT):

Cuando son enviados a la línea 206 bits por la trama de segundo orden ocurrirá una insuficiencia de 0.4259 bits por trama, por lo que. Es necesario insertar un bit de relleno cada 2.3479 tramas y la frecuencia de repetición de relleno será aproximadamente de 4.24 KHz .

La insuficiencia de bits por trama por tributaria (I_{BTT}) es:

$$I_{BTT} = B_{DIT} - B_{IRST}$$

$$I_{BTT} = 206 - 205.5741 = 0.4259 \text{ bits}$$

Razón de Justificación: La razón de justificación nominal es:

$$R_{JN} = I_{BTT} \times 100\%$$

$$R_{JN} = 0.4259 \times 100\% = 42.59\%$$

La frecuencia de justificación (FJ) es de:

$$FJ = \frac{1}{I_{BTT}}$$

$$FJ = \frac{1}{0.4259 \text{ bits / tramas}} = 2.3479 \text{ tramas / bitJust}$$

La frecuencia de repetición de justificación o relleno (F_{RI}) es de:

$$F_{RI} = \frac{FT}{FJ} = \frac{9962.3 \text{ TRAMAS / SEG.}}{2.3479 \text{ TRAMAS / BITSJUST}} = 4.2430 \text{ KHZ} = 4243 \text{ BITJUST / SEG.}$$

Una trama consiste de 848 bits y se divide en 4 subtramas, cada una con 212 bits .

A continuación se resume todo lo anterior en las siguientes tablas:

Estructuras de la trama	Posición de bits en cada subtrama
SUBTRAMA 1 (bits 1 a 212) Palabra de alineamiento de trama (1111010000) Bit de indicación de alarma distante. Bit de uso futuro, se usa para indicar baja tasa de error. Bits de las tributarias.	1 a 10 11 12 13 al 212
SUBTRAMA 2 (Bits No. 213 a 424) Bits de control de justificación C1. Bits de las tributarias.	1 al 14 5 al 212
SUBTRAMA 3 (Bits No. 425 al 636) Bits de control de justificación C2. Bits de las tributarias.	1 al 4 5 al 212
SUBTRAMA 4 (bits No. 637 al 848) Bits de control de justificación C3. Bits de justificación de las tributarias. Bits de las tributarias.	1 al 4 5 al 8 9 al 212

Concepto	Valor
Bits por trama	848 bits
Numero de bits de cada tributaria, dependiendo de La justificación requerida.	205 ó 206
Frecuencia de tramas.	9,962 KHz.
Duración de la trama.	100,378 μ s.
Razón de justificación nominal.	42.59%

Estructuras de trama de tercer orden:

Denominado multiplexor de 34 Mb/seg. El multiplexor digital de tercer orden, multiplexa los cuatro flujos de señales digitales provenientes de los múltiplex de segundo orden obteniendo una señal que tiene de 34 368 Kb/s. Los flujos de las tributarias entrantes de 8448 Kb/s después de pasar por el decodificador se escriben en una memoria elástica en una razón digital propia de 8 448 Kb/s. pero a la salida de la memoria se lee la información a una razón de 8 592 Kb/s.

Velocidad de lectura (VL):

$$VL = \frac{34368Kb/s}{4} = 8592Kb/s.$$

La velocidad de lectura a la salida de la memoria esta seleccionada de tal forma que se tenga un margen suficiente para acomodar la diferencia en las razones relativas del multiplexor y las señales de los tributarios de salida, además, para permitir la adición de la señal de sincronía de trama y otros bits de servicio. Por lo anterior tenemos que de la razón de la salida de la memoria de 8 592 Kb/s se tienen disponibles 8 458 Kb/s para información de las tributarias. La diferencia entre la razón de bits 8 448 Kb/s y 8 458 Kb/s es rellenada

con bits que no portan información bits de justificación o de relleno insertados como ya hemos dicho a intervalos de tiempo fijos. Si la memoria tiene información escrita en el intervalo justificable, entonces informa al sincronizador de trama y los bits de justificación no son usados, en caso contrario si en el intervalo justificable no hay información del tributario, la memoria informa que se han usado bits de justificación. Se agregan bits de control de justificación para informar la presencia de los bits de justificación individuales a una razón de aproximadamente 67 Kb/s lo cual conduce a una razón de bits de 8 525 Kb/s. De igual manera también se tienen que insertar los bits de sincronización y transporte de alarmas. También a una razón de 67 Kb/s. esto nos conduce a una razón total de bits de 8 592 Kb/s.

En el multiplexor de tercer orden, Hay 8 458 Kb/s para información de tributarias, esto es 8 448 Kb/s que suministra la tributaria y aproximadamente 10 Kb/s para relleno o justificación.

Además 67 Kb/s de control de justificación

$$8458Kb/s + 67 Kb/s = 8525Kb/s$$

Y otros 67 Kb/s de sincronía y alarmas

$$8525Kb/s + 67 Kb/s = 8592Kb/s$$

Recomendación G.751 de CCITT para Múltiplex de 34 Mb/s:

La estructura de trama de 34 Mb/s la describe la recomendación G.751 del CCITT. Así como se vio en los sistemas de 8 Mb/s, la trama se divide en subtramas. Una trama contiene 1 536 bits y se divide en cuatro subtramas, cada una de ellas con 384 bits.

Frecuencia de repetición de trama:

La estructura de trama consiste de 1536 bits por lo que la frecuencia de repetición de cada trama es:

$$FT = \frac{VS}{LT} = \frac{34368Kb/s}{1536bits} = 22.375KHz$$

La duración de la trama de tercer orden es por lo tanto:

$$DT = \frac{1}{FT} = \frac{1}{22375Hz} = 44.692\mu s$$

De los 1536 bits se tienen destinados 10 bits para la palabra de sincronía, 2 bits para alarmas y uso futuro, 12 bits para el control de justificación, por lo que se tienen 1512 bits disponibles para información de los tributarios, divididos entre cuatro se tienen 378 bits disponibles para cada tributaria.

$$B_{DT} = \frac{B_{LT} - B_{LPS} - B_{AS} - B_{CJ}}{NT} = \frac{1536 - 10 - 2 - 12}{4} = 378BITS$$

Durante una trama de tercer orden de 44.692 μs . una tributaria primaria operando a la razón nominal de 8448 Kb/s suministrará.

$$I_{BST} = D_T \times V_E = (44.692 \mu s) (8448 Kb/s) = 377.5580BITS.$$

Cuando son enviados a la línea 378 bits por la trama de tercer orden ocurrirá una insuficiencia de 0.4420 bits por trama por lo que es necesario insertar un bit de relleno cada 2.262 tramas y la frecuencia de repetición de relleno será aproximadamente de 9.882 KHz.

$$I_{BTT} = B_{DIT} - I_{RST} = 378 - 377.5580 = 0.4420 \text{ BITS.}$$

$$FJ = \frac{1}{I_{BTT}} = \frac{1}{0.4420} = 2.262 \text{ TRAMAS / BITJUST}$$

$$FRJ = \frac{FI}{FJ} = \frac{22375}{2.262} = 9.892 \text{ KHZ}$$

A continuación se resume todo lo anterior en las siguientes tablas:

Estructura de la trama	Posición de bit en cada trama
SUBTRAMA 1 (Bits No. 1 a 384) Palabra de alineamiento de trama(1111010000) Bits de indicación de alarma distante. Bit usado dependiendo del fabricante. Bits de las tributarias.	1 al 10 11 12 13 a 384
SUBTRAMA 2(Bits No. 385 al 768) Bits de control de justificación C1. Bits de tributarias.	1 al 4 5 al 384
SUBTRAMA 3 (Bits No. 769 al 1152) Bits de control de justificación C2. Bits de las tributarias.	1 al 4 5 al 384
SUBTRAMA 4 (Bits No. 1153 al 1536) Bits de control de justificación C3. Bits de justificación de las tributarias. Bits de las tributarias.	1 al 4 5 al 8 9 al 384

Concepto	Valor
Bits por trama	1536 bits.
Numero de bits de cada tributaria, Dependiendo de la justificación requerida.	377 ó 378 bits
Frecuencia de tramas.	22.375 KHz.
Duración de la trama.	44.692 μ s.
Razón de justificación nominal	44.20%

Estructuras de trama de cuarto orden:

Denominado Multiplexor de 140 Mb/seg. El sistema multiplexor digital de cuarto orden multiplexa cuatro flujos de señales digitales conocidos como tributarias provenientes de los

multiplexores de tercer orden o de una central digital, obteniendo una señal que tiene una velocidad de 139 264 Kb/s. Los flujos de las tributarias entrantes de 34 368 Kb/s después de pasar por el decodificador se escriben en una memoria elástica con su propia velocidad, y se lee con una velocidad de 34 816 Kb/s.

$$V_L = \frac{VS}{NT} = \frac{139264Kb/s}{4} = 34816Kb/s$$

Se observa que la velocidad de la lectura $V_L = 34\ 816\ Kb/s$ es mayor que la velocidad de escritura $V_E = 34\ 368\ Kb/s$, por 448 Kb/s en los cuales se insertan bits de justificación, de control de justificación, sincronía de trama y de servicio. Para aclarar más lo anterior, veamos que una tributaria aporta 34368 Kb/s más aproximadamente 21 Kb/s para relleno o justificación.

$$34368Kb/s. + 21Kb/s. = 34389Kb /s.$$

Además 237 Kb/s de control de justificación:

$$34389Kb/s. + 237 Kb/s = 34626Kb/s$$

Y 190 Kb/s de sincronía y alarmas.

$$34626Kb/s. + 190Kb/s. = 34816Kb/s.$$

Recomendación G.751 de CCITT para Múltiplex de 140 Mb/s:

Los sistemas de 140 Mb/s se norman por la recomendación G.751 del CCITT y se diferencia de los sistemas de 8 Mb/s y de los de 34 Mb/s solamente en la longitud de la trama y el número de grupos,

Una trama consiste de 2928 bits y se divide en 6 subtramas cada uno con 488 bits. La estructura de trama contiene de 2928 bits por lo que la frecuencia de repetición de trama es:

$$FT = \frac{VS}{LT} = \frac{139264Kb/s}{2928} = 47.5628KHz.$$

La duración de la trama es por lo tanto:

$$DT = \frac{1}{FT} = \frac{1}{47.5628KHz} = 21.024\mu s$$

Los bits disponibles para información por tributaria son:

$$B_{DIT} = \frac{LT - LPS - BAS - BCJ}{NT} = \frac{2928 - 12 - 4 - 20}{4} = 723BITS$$

La información real suministrada por tributaria es:

$$I_{SRT} = D_T \times V_E = (21.024\ \mu s) (34368Kb/s) = 722.5528bits.$$

Por lo tanto la insuficiencia de bits por trama por tributaria.

$$I_{BTT} = B_{DIT} - I_{RST} = 723 - 722.5528 = 0.4472 \text{ BITS.}$$

La frecuencia de justificación es:

$$FJ = \frac{1}{I_{BTT}} = \frac{1}{0.4472} = 2.2361 \text{ TRAMAS / BITJUST}$$

La frecuencia de repetición de justificación es:

$$FRJ = \frac{FT}{FJ} = \frac{47562.8 \text{ KHz}}{2.2361} = 21.2704 \text{ KHz}$$

A continuación se resume todo lo anterior en las siguientes tablas:

Estructuras de la trama de cuarto orden (140 Mb/s)	Posición de bit en cada Subtrama.
SUBTRAMA 1 (Bits No. 1 al 488) Palabra de alineamiento de trama(111110100000) Bit de indicación de alarma distante. Bit reservado para uso según el fabricante. Bits reservados para uso futuros. Bits de las tributarias.	1 al 12 13 14 15 y 16 17 al 488
SUBTRAMA 2 (Bits No. 489 al 976) Bits de control de justificación C1 Bits de la tributaria.	1 al 4 5 al 488
SUBTRAMA 3 (Bits No. 977 al 1464) Bits de control de justificación C2. Bits de las tributarias.	1 al 4 5 al 488
SUBTRAMA 4 (Bits No. 1465 al 1952) Bits de control de justificación C3. Bits de las tributarias.	1 al 4 5 al 488
SUBTRAMA 5 (Bits No. 1953 al 2440) Bits de control de justificación C4. Bits de las tributarias.	1 al 4 5 al 488
SUBTRAMA 6 (Bits No. 2441 al 2928) Bits de control de justificación C5. Bits de justificación de las tributarias. Bits de las tributarias	1 al 4 5 al 8 9 al 488

Concepto	Valor
Longitud de la trama.	2928 bits
Numero de bits por tributaria.	722 ó 723 bits
Frecuencia de tramas.	47.5628 KHz.
Duración de las tramas.	21.024 μ s.
Razón de justificación nominal.	44.72%

Estructuras de trama de quinto orden: Denominado multiplexor de 565 Mb/seg. Estos multiplexores combinan cuatro flujos de bits entrantes ó tributarias de velocidad 139 264 Kb/s en un flujo de mayor velocidad equivalente a 564 992 Kb/s. A pesar de la gran cantidad de canales manejados por este sistema (7680 canales), la cantidad de equipos instalados en Telmex se considera mínima comparada con los sistemas de otros ordenes, esto se debe principalmente a que la UIT (antes CCITT) no estableció una norma para la trama, por lo tanto los equipos de distintos fabricantes no son compatibles entre sí, esto ocurrió como consecuencia del surgimiento de los equipos SDH (Jerarquía Digital Síncrona) que superan en prestaciones para transporte de señales a los equipos PDH. Por lo anterior el análisis detallado de estos equipos se realiza en los cursos específicos de cada fabricante, pues cada uno tiene características particulares, sin embargo a continuación se muestra la tramas de quinto orden que utilizan los fabricantes FUJITSU y ALCATEL, con el fin de ejemplificar una trama de quinto orden:

Elemento	Descripción
A, b, c, d	Bits de datos de tributarias (entrada de bajo orden)
X	Indicación de alarma remota donde: Normal = 0 Alarma = 1
Y	Bits de uso futuro
C1, C2, C3, C4, C5	Bits de control de justificación donde: Se requiere de justificación positiva si se tiene 11111 ó decisión mayoritaria de unos. No hay justificación si se tienen 00000 o decisión mayoritaria de ceros.
V	Bits de tributaria asignados para justificación.

Para finalizar este subtema, se hablara de forma breve de otros sistemas comerciales considerados de importancia:

Sistema TDM: Este a sido analizado en el subcapitulo anterior y solo como repaso para este subcapitulo se dirá que en el multiplexado por división de tiempo (TDM, time división multiplexing), cada señal puede ocupar toda la banda del canal. Sin embargo, cada señal se transmite por sólo un espacio de tiempo muy corto. En otras palabras, las múltiples señales toman turnos de transmisión dentro de un solo canal.

SISTEMA T-1: El sistema PCM más común (en EUA) es el sistema T-1, desarrollado por Bell Telephone para transmitir conversaciones telefónicas por enlaces digitales de alta velocidad. El sistema T-1, multicanaliza 24 canales de voz en una sola línea con técnicas TDM. Cada palabra serial (palabras de 8 bits, 7 bits de magnitud y un bit que representan polaridad) de los 24 canales se transmite en forma consecutiva. Cada canal se muestrea a una velocidad de 8 kHz, y desarrolla un intervalo de muestreo de $125 \mu S$. Durante los $125 \mu S$ del intervalo de las muestras analógicas de cada canal, se transmiten 24 palabras de 8 bits, cada una representando una muestra de cada canal. El intervalo de muestreo por canal es $125 \mu S / 24 = 5.2 \mu S$, que corresponde a una velocidad de 192 kHz. Esto representa $24 \times 8 = 192$ bits. Se añade a este flujo un bit adicional, un pulso de sincronización de cuadro, para mantener en sincronización las señales de transmisión y recepción.

Las 24 palabras de 8 bits y el bit de sincronización forman un cuadro de 193 bits. Esta secuencia se lleva a cabo en forma repetida. La velocidad total de bits para la señal multiplexada es $193 \times 8 \text{ kHz} = 1\,544 \text{ kHz} = 1.544 \text{ MHz}$. Ésta suele transmitirse vía cable, cable coaxial, par trenzado, o cable de fibra óptica, o puede usarse para modular una portadora para transmisión por radio. Por ejemplo, para llamadas telefónicas de larga distancia, las señales T-1 se envían a una estación relevadora de microondas, donde modulan en frecuencia a una portadora para su transmisión a grandes distancias. Las señales T-1 también se transmiten vía satélite.

MULTIPLEXADO POR DIVISIÓN DE FRECUENCIA (FDM): En el multiplexado por división de frecuencia (FDM, frequency division multiplexing) múltiples señales comparten el ancho de banda de un canal común de comunicaciones. Cada señal que será transmitida alimenta un circuito modulador. La portadora para cada modulador (f_p) es una frecuencia diferente. Las frecuencias portadoras se encuentran espaciadas por igual una de otra dentro de un intervalo específico de frecuencia. Estas portadoras se denominan subportadoras. A cada señal de entrada se le da una porción del ancho de banda. El proceso FDM divide el ancho de banda del canal único en pequeños canales espaciados por igual, cada uno con capacidad de transportar información en bandas laterales. Las salidas del modulador que tienen la información de banda lateral se suman de modo algebraico en un mezclador lineal; no hay modulación o generación de bandas laterales. La señal de salida resultante es una composición de todas las subportadoras moduladas. Esta señal puede usarse para modular un transmisor de radio, o puede transmitirse ella misma por el canal único de comunicaciones. A veces, la señal compuesta puede convertirse en una entrada a otro sistema multiplexado.

Un receptor recibe la señal y la demodula, recuperando la señal compuesta. Ésta se envía a un grupo de filtros pasobanda, cada uno centrado en una de las frecuencias subportadoras. Cada filtro pasa sólo su canal y rechaza los otros. Un demodulador de canal recupera cada señal de entrada original.

3.7.- CAMPOS DE APLICACIÓN DEL MULTIPLEXAJE DIGITAL.

El multiplexado digital como ya se menciono anteriormente, es una técnica utilizada en comunicaciones y operaciones de entrada y salida para transmitir simultáneamente a través de un único canal o una sola línea varias señales diferentes. En resumen, el multiplexado digital en sus variados tipos (TDM, PDH, FDM, etc.) se aplican principalmente para telecomunicaciones, el multiplexado digital se ve aplicado como ejemplo, en la telemática (conjunto de servicios y técnicas que asocian las telecomunicaciones y la informática.). La telemática ofrece posibilidades de comunicación e información, tanto en el trabajo como en el hogar y otros ámbitos personales. Por medio de la aplicación del multiplexaje digital en telemática, esta ofrece servicios muy diversos, por ejemplo, la telecopia, el teletexto, las redes telemáticas como Internet y las comunicaciones inalámbricas, una de cuyas aplicaciones más visibles es el Sistema de Posicionamiento Global o GPS. El multiplexaje digital tiene aplicación en telemetría (Telemetría, en ingeniería, es el uso de equipos eléctricos o electrónicos para detectar, acumular y procesar datos físicos en un lugar, para después transmitirlos a una estación remota donde puedan analizarse y almacenarse.). El envío de información hacia el operador en un sistema de telemetría se realiza típicamente mediante comunicación inalámbrica, aunque también se puede realizar por otros medios como redes de ordenadores, enlace de fibra óptica, etc. Pero el multiplexaje digital tiene aplicación principalmente en sistemas telefónicos, en la transmisión de conversaciones telefónicas por enlaces digitales de alta velocidad como es el caso del Sistema T-1 en EUA. En radiodifusión, en transmisiones de información por cable de fibra óptica y en comunicaciones vía satélite, sin embargo debe recordarse que el sistema PCM es confiable, no caro, y muy resistente al ruido. En PCM, todos los pulsos binarios transmitidos tienen la misma amplitud y como las señales de FM, se pueden recortar para reducir el ruido. Más aún, cuando las señales se han degradado debido al ruido, atenuación o distorsión, todo lo que el receptor tiene que hacer es determinar si un pulso fue transmitido. La amplitud, el ancho de banda, la frecuencia, la forma de fase, etcétera, no afectan la recepción tanto, las señales PCM son recuperadas y rejuvenecidas con facilidad, sin importar las circunstancias. Por lo que PCM es tan superior a otras formas de modulación de pulsos y multiplexado para transmisión de datos que se usa sin discusión en todo lo referente a comunicaciones.

CAPITULO 4: EL CANAL DE TRANSMISION.

4.1.- CANAL SIN MEMORIA, CANAL SIMÉTRICO BINARIO Y CANAL GAUSSIANO.

Canales sin memoria y gaussiano: En todo acto de comunicación siempre tenemos que usar un medio físico para transmitir los datos del origen al destino. Este medio físico es lo que denominamos canal. Por lo que Canal, es el medio de transmisión entre dos puntos.

Un canal es sin memoria si la distribución de probabilidades de la salida solo depende de la entrada actual en el canal y es independiente de entradas anteriores al canal. Un canal es gaussiano, cuando presenta las siguientes características, tiempo discreto, no tiene memoria, posee ruido aditivo gaussiano. La tasa límite de transmisión de información a través de un canal se llama capacidad del canal. La importancia de este concepto se basa en un teorema establecido y probado por C. E. Shannon, el cual establece que si la razón de entropía R es igual o menor que la capacidad del canal C , entonces existe una técnica de codificación que permite la transmisión por el canal con una frecuencia de errores arbitrariamente pequeña, ó $R \leq C$. Esta restricción es válida aun en presencia de ruido en el canal. El inverso de este teorema establece que no es posible transmitir mensajes sin errores si $R > C$. Entonces, la capacidad del canal se define como la máxima razón de información confiable a través del canal. En un canal afectado por ruido blanco gaussiano, se puede transmitir información con una velocidad no mayor de C bits por segundo, en donde C es la capacidad del canal, dado por:

$$C = B \text{Log}_2 \left(1 + \frac{S}{N} \right)$$

B es el ancho de banda del canal en Hz, S es la potencia de la señal y N es la potencia de ruido. La expresión de la ecuación anterior de la capacidad de canal es válida para ruido blanco gaussiano. Con otros tipos de ruido, la expresión se modifica. Suponiendo que la potencia promedio de señal y la potencia de ruido son respectivamente S watts y N watts. La conclusión evidente indica que el valor cuadrático medio de la señal recibida es $\sqrt{S+N}$ volts y el valor cuadrático medio del voltaje de ruido, \sqrt{N} volts. Queremos distinguir la señal recibida de amplitud $\sqrt{S+N}$ volts en presencia del ruido de amplitud, \sqrt{N} volts. Se deduce, de nuestra suposición, que una variación menor de \sqrt{N} volts de la señal de entrada no será perceptible en el receptor. En consecuencia, el número de niveles distintos que se pueden distinguir sin error estará dado por:

$$M = \frac{\sqrt{S+N}}{\sqrt{N}} = \sqrt{1 + \frac{S}{N}}$$

Por lo tanto, el máximo valor de M se determina por la ecuación anterior, la máxima cantidad de información transmitida por cada pulso con $\sqrt{1 + \frac{S}{N}}$ niveles distintos es:

$$I = \text{Log}_2 \sqrt{1 + \frac{S}{N}}$$

$$= \frac{1}{2} \text{Log}_2 \left(1 + \frac{S}{N} \right) \text{Bits}$$

La capacidad de canal es la máxima cantidad de información por segundo que se puede transmitir por un canal. Si el canal puede transmitir un máximo de K pulsos por segundo, entonces, sin duda, la capacidad C del canal está dada por:

$$C = \frac{K}{2} \text{Log}_2 \left(1 + \frac{S}{N} \right) \text{Bits por segundo}$$

Pero tan sólo nos interesan las amplitudes de pulso y no sus formas, y deducimos que un sistema con ancho de banda de B Hz puede transmitir un máximo de 2B pulsos por segundo. Como cada pulso puede llevar una información máxima de $\frac{1}{2} \text{Log}_2 (1 + S/N)$ bits, se refiere que un sistema de ancho de banda B puede transmitir información a una velocidad máxima de:

$$C = B \log_2 (1 + S/N) \text{ bits por segundo}$$

Así, la capacidad del canal está limitada por el ancho de banda del canal (o del sistema) y por la señal de ruido. Para un canal sin ruido, $N = 0$ y la capacidad del canal es infinita. Sin embargo, en la práctica N siempre es finito y también lo es la capacidad del canal. La ecuación anterior se conoce como ley de Shannon-Hartley. Por este teorema, vemos que el ancho de banda y la potencia de señal pueden intercambiarse. Para transmitir la información a una velocidad determinada, podemos reducir la potencia de señal transmitida, siempre que el ancho de banda se incremente en forma correspondiente. De igual manera, se puede reducir el ancho de banda a condición de incrementar la potencia de la señal. El fin del proceso de la modulación consiste realmente en efectuar esta combinación entre el ancho de banda y la razón señal a ruido. Una aplicación de este resultado revela que si $S/N = 1$, entonces $C = B$; en otras palabras, la capacidad del canal en bps es igual al ancho de banda del canal en Hz. Sin embargo, si $S/N = 3$, entonces $C = 2B$; si $S/N = 7$, entonces $C = 3B$, etcétera. Por tanto, la capacidad del canal se incrementa cuando S/N aumenta. De otra manera, para una capacidad fija de canal, el ancho de banda B se puede reducir a cambio de un aumento en la razón señal a ruido S/N. En un caso ideal, los resultados indican que este cambio es aproximadamente exponencial.

Canal binario simétrico: El canal binario simétrico, como su nombre lo indica, es un canal en el cual aparecen solamente dos dígitos (0 y 1) en el transmisor y en el receptor. Cualquier dígito se supone que se convierte en el otro durante la transmisión con la misma probabilidad $P \leq 1/2$. (Por esta razón se usa la palabra "simetría" en el nombre.) Como el canal se ha supuesto ausente de memoria, cada dígito de una secuencia tiene la misma probabilidad p de ser recibido en forma errónea.

La relación entre capacidad del canal, ancho de banda y ruido se sintetiza en lo que se denomina teorema de Shannon-Hartley:

$$C = B \log_2 (1 + S/N)$$

Donde C = capacidad del canal.

B = ancho de banda, en Hz.

S/N = relación señal a ruido.

Suponiendo, por ejemplo, que debe calcularse la capacidad máxima de una línea telefónica con grado de voz con un ancho de banda de 3 100 Hz y una S/N de 30 dB.

La solución sería:

Primero: 30 dB se convierten en relación de potencias. Si $\text{dB} = 10 \log P$, donde P es la relación de potencias, entonces $P = \text{antilog}(\text{dB}/10)$. La relación S/N de 30 dB se convierte en una relación de potencias:

$$P = \text{antilog} \frac{30}{10} = \text{antilog} 3 = 1000$$

La capacidad del canal es entonces:

$$C = B \log_2(1 + S/N) = 3\ 100 \log_2(1 + 1000) = 3\ 100 \log_2(1\ 001)$$

El logaritmo en base 2 de 1 001 es:

$$\log_2 1\ 001 = 3.32 \log_{10} 1\ 001 = 3.32 (3) = 9.97 \text{ ó } 10$$

Por lo tanto, la capacidad del canal es:

$$C = 3\ 100 (10) = 31\ 000 \text{ bps.}$$

Una velocidad de 31 000 bps es muy alta para este angosto ancho de banda. De hecho, parece estar en conflicto, ya que la capacidad máxima de un canal es del doble del ancho de banda del canal. Si el ancho de banda de la línea con grado, voz es de 3 100 Hz, entonces la capacidad del canal es $C = 2B = 2(3\ 100) = 6\ 200$ bps, Esta velocidad sólo es para un sistema binario (dos niveles), y no considera ruido. Entonces debemos preguntarnos ¿Cómo entonces, el teorema de Shannon- Hartley predice una capacidad de canal de 31 000 bps cuando ay ruido presente? La expresión de Shannon-Hartley dice que en teoría es posible alcanzar una capacidad de canal de 31 000 bps en una línea de 3 100 Hz de ancho de banda. Lo que no se dice es que Necesita codificación multinivel para hacerlo. Si se regresa a la expresión de la capacidad básica del canal, $C = 2B \log_2 N$, se tiene una C de 31 000 bps y B de 3 100 Hz. El número niveles o símbolos de codificación no se ha especificado. Rescribiendo la fórmula, por lo tanto:

$$\log_2 N = \frac{C}{2B} = \frac{31000}{2(3100)} = \frac{31000}{6200} = 5$$

Por lo tanto:

$$N = \text{antilog}_2 5$$

El antilogaritmo de un número solo es el valor de la base elevado al número, en este caso 2^5 ó 32. Por lo tanto, se puede alcanzar una capacidad de canal de 31 000 bps con un esquema de codificación multinivel, uno que use 32 niveles o símbolos por intervalo, en lugar del sistema (binario) de 2 niveles.

La velocidad en bauds del canal es todavía $C = 2B = 2(3\ 100) = 6\ 200$ bauds. Pero debido al uso del esquema de codificación de 32 niveles, la velocidad en bits es 31 000 bps. Como se observa, la capacidad máxima del canal en la práctica es muy difícil de alcanzar. Los sistemas típicos limitan la capacidad del canal a un tercio o a la mitad del máximo para asegurar una transmisión confiable en presencia de ruido.

Para finalizar este subtema, por medio del siguiente ejemplo se observara como se obtiene la velocidad máxima teórica, la capacidad máxima teórica del canal y el número de N niveles de codificación:

El ancho de banda de un canal de comunicaciones es 12.5 KHz y la relación S/N es 25 dB. Calcular:

- La velocidad máxima teórica de datos en bps.
- La capacidad máxima teórica del canal
- El numero N de niveles de codificación para alcanzar la máxima velocidad.

Solución:

- $C = 2B = 2(12.5\ \text{KHz}) = 25\ \text{Kbps}$.
- $C = B \log_2 (1 + S/N) = B \cdot 3.32 \text{ Log}_{10} (1 + S/N)$
 $25\ \text{dB} = 10 \log P$ donde P = relacion S/N de potencia.

$$\begin{aligned} \text{Log } P &= (25/10) = 2.5 \\ P &= \text{antilog } 2.5 = \text{Log}^{-1} 2.5 = 316.2 \\ C &= 12\ 500 (3.32) \text{ Log}_{10} (316.2 + 1) \\ &= 41\ 500 \text{ Log}_{10} (317.2) \\ &= 41\ 500 (2.5) \\ &= 103\ 805.3\ \text{bps} \text{ ó } 103.8\ \text{bps.} \end{aligned}$$

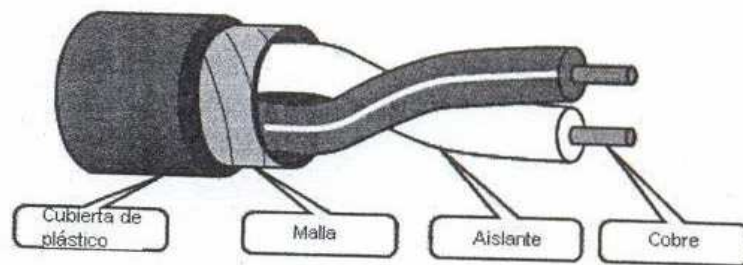
- $C = 2B \text{ Log}_2 N$
 $\text{Log}_2 N = C/2B$
 $N = \text{antilog}_2 C/2B$
 $N = \text{antilog}_2 (103\ 805.3)/2(12\ 500) = \text{antilog}_2 (4.152)$
 $= 2^{4.152} = 17.78 \text{ ó } 17\ \text{niveles ó símbolos.}$

4.2.- TRANSMISIÓN DE SEÑALES BINARIAS A TRAVÉS DE CABLES. PÉRDIDAS, RETARDO, DISTORSIÓN, ANCHO DE BANDA, INTERFERENCIA INTERSIMBÓLICA, CONFORMACIÓN DE PULSOS, REGENERACIÓN DE SEÑALES DIGITALES.

Transmisión de señales binarias a través de cables: La transmisión de señales a través de cables se realiza utilizando diferentes medios de transmisión. El medio de transmisión consiste en el elemento que conecta físicamente las estaciones de trabajo al servidor y los recursos de la red. Para llevar a cabo una conversación telefónica se precisan, además del teléfono y las centrales de conmutación, unos medios de transmisión de enlace. Para el envío de la música o de las imágenes, sucede algo similar, hace falta un medio para transmitir el mensaje a distancia, lo que constituye la telecomunicación. Los medios de transmisión pueden ser: Guiados, si las ondas electromagnéticas van encaminadas a lo largo de un camino físico. no-guiados, si el medio es sin encauzar (aire, agua, etc.). Simplex, si la señal es unidireccional, half-duplex si ambas estaciones pueden transmitir pero no a la vez; full-duplex si ambas estaciones pueden transmitir simultáneamente. En resumen, los medios físicos de transmisión, más comunes guiados y no guiados, son: Par de cobre, Cable coaxial, Fibra óptica, ondas electromagnéticas y microondas (Ondas de radio), Satélites de comunicaciones. A continuación se hablara de forma breve de cada uno de estos:

EL PAR DE COBRE: El Par de hilo de cobre es un sistema tradicional para enviar electricidad, dos hilos de conductores de cobre, paralelos o trenzados, que pueden encontrarse apantallados o no, es decir, recubiertos o no de un material también conductor de la electricidad, pero sin contacto con los dos hilos interiores. Los dos hilos de cobre tienen la ventaja de que son muy fáciles de hacer; así, un par de hilos de cobre es lo que une el teléfono de nuestra casa con la central telefónica en el barrio. Es lo que llamamos normalmente el bucle local, el tramo final, la última milla, línea de abonado. Los pares de hilo de cobre de varios usuarios pertenecientes al mismo edificio, se unen al salir del mismo y van todos juntos en un solo cable de muchos pares de hilo de cobre hasta llegar a la central telefónica local, lo que constituye las redes de telefonía de planta exterior. El bucle de abonado es siempre a dos hilos y se emplea tanto para llevar a cabo la transmisión como para la recepción. Este par de hilos, al llegar a la central urbana, se transforma mediante un elemento (una especie de transformador) llamado bobina híbrida a cuatro hilos, separándose entonces las señales en una y otra dirección, ya que al ser la unión con las centrales situadas en otras ciudades a través de sistemas de transmisión, éstos necesitan cuatro hilos para transmitir la conversación debido a que emplean circuitos amplificadores que actúan en un único sentido, para reducir su coste. Si el par de hilo de cobre de nuestro teléfono fuera unido al par de hilo de cobre de nuestro vecino y fueran así todo el rato, en ese tramo que hay hasta la central se produciría un fenómeno de inducción o de interferencia, una conversación se mezclaría con la otra, con lo cual oiríamos lo que dice nuestro vecino, y él oiría lo que decimos nosotros. Para evitar ese fenómeno molesto, en vez de ir paralelos, los hilos de cobre se envían trenzados y por eso se llama hilo o par de

cobre trenzado, en inglés Twisted Copper Pair (TCP). Además a lo largo del camino se hace lo que se llama transposición, es decir, se va cambiando el orden en que van los pares para que la pequeña inducción que aún pueda haber no sea siempre sobre el mismo par. Varios pares, identificados cada uno por códigos de colores, agrupados en estrella o en cuadretes, según como se alineen, se van uniendo en grupos de cables más gruesos para formar cables mayores, de hasta varios cientos (mazos de cables). En el interior de los hogares ya no hace falta llevarlo trenzado puesto que la distancia a recorrer suele ser pequeña y, además, no hay otros circuitos que pudiesen interferir. Por lo tanto, el cable de teléfono que es grapado en la pared es un par de hilos de cobre paralelos, similar al usado para equipos eléctricos, sólo que más finos. La siguiente figura muestra un cable de par trenzado:

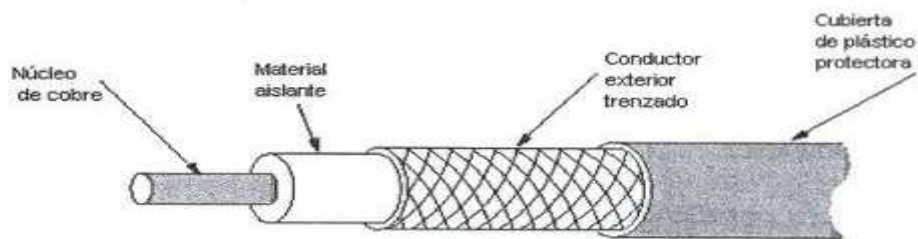


En la acometida interior se identifican cada uno de los conductores mediante un resalte visible dispuesto longitudinalmente en uno de ellos, aunque no suele ser necesario hacerla, ya que el orden en el que se conectan se puede invertir sin que ocurra nada. Para la acometida exterior, que sufre las inclemencias del tiempo, se emplea un cable, formado por dos conductores de acero aleado con cobre de calibre 1 mm dispuestos en paralelo, que lleva un alambre de acero galvanizado en el caso en que sea aéreo. Los cables de abonado desde la central agrupan muchos pares (por ejemplo 600) y se va multiplicando en cables más pequeños hasta llegar a la manzana o al inmueble. La gran desventaja de este par de cobre es que cabe muy poca información. En aplicación práctica, el par de hilo de cobre sirve para un circuito de teléfono, de fax. También sirve para enviar datos a baja velocidad, acceso Internet (hoy día ya es 57.000 bits por segundo) o videoteléfono de baja calidad. A modo de ejemplo, los cables de pares, de uso muy común en la planta telefónica llevan conductores de cobre, con un calibre de 0.50 mm. La cubierta está constituida por una cinta de aluminio y una funda exterior de polietileno, llevando en algunos casos una cinta de acero como refuerzo. Estos cables de pares se construyen reuniendo los conductores de cobre convenientemente aislados, en pares que a su vez son torsionados con 25 pasos diferentes a fin de reducir los desequilibrios de capacidad par-par, que dan lugar a diafonía entre pares. Los cables, con un máximo cada uno de 25 pares, se cablean en capas concéntrica y si se requieren más de 25 pares, se agrupan unidades de 25 pares hasta conseguir la cantidad necesaria, atando cada grupo mediante una ligadura (hilo no higroscópico) distinta a fin de identificarlo dentro del conjunto, y añadiendo un par pilote (Negro/Blanco), pudiéndose dividir en sub-unidades más pequeñas cuando sea preciso, pero siempre tratando de obtener un núcleo cilíndrico esto se llama agrupación en mazos de cables. También se debe mencionar las llamadas bobinas híbridas su misión de las bobinas híbridas es adaptar el circuito de dos hilos del bucle de abonado al circuito interurbano

formado por cuatro hilos, un par para transmisión y otro para recepción. No habría retorno de señal en ninguno de los dos sentidos, pero esto, normalmente, no ocurre ya que la impedancia de cada bucle de abonado es diferente por serlo su longitud. Por lo tanto, se producen desacoplamientos que hacen que parte de la señal transmitida en el extremo receptor, se induzca en el circuito contrario. Siendo el resultado una señal que se mezcla con la generada en dicho extremo y que es captada como un eco que, dependiendo de la magnitud, puede resultar muy molesto. Por esta causa se hace necesario el empleo de circuitos supresores de eco, que ó bien abren el circuito de retorno para evitar que la señal inducida llegue al emisor, o bien introducen pérdidas altas en el mismo para que llegue muy debilitada y no moleste. El inconveniente que presentan es que con su empleo solamente se puede mantener la conversación en un único sentido lo que convierte la línea en semidúplex. Posteriormente, se han introducido los canceladores de eco, cuya función es similar pero ejecutada de forma diferente, introducen filtros adaptativos que eliminan toda la señal de retorno que tenga parecido con la emitida, permitiendo mantener la conversación en ambos sentidos de manera simultánea. El mayor problema del par de hilo de cobre es su escasa capacidad. Considerando que está muy extendido y es muy costoso instalar nuevas redes, se está intentando aprovechar el par de hilo de cobre lo más que se pueda. Hay una tecnología denominada ADSL (Asymmetric Digital Subscriber line), línea de abonado digital asimétrica, que permite teóricamente mandar un canal de televisión, dos incluso con calidad VHS, o acceder a Internet a alta velocidad. El problema con ADSL es que es una técnica compleja, que requiere módems (routers) más complejos en casa del abonado y en la central del operador de telefonía. Requiere la instalación y configuración por parte de un operario o la puede hacer el propio usuario si posee los suficientes conocimientos técnicos. Además, puede tener problemas si la línea no es muy buena. En cualquier caso, ADSL es una tecnología teóricamente buena pero cara y no útil en todos los pares de cobre. Una ventaja del par de cobre es su sencillez, si se estropea un par de hilo de cobre, se suelda y puede seguir funcionando. Pero cuando queremos utilizar técnicas complejas como el ADSL eso no se puede hacer.

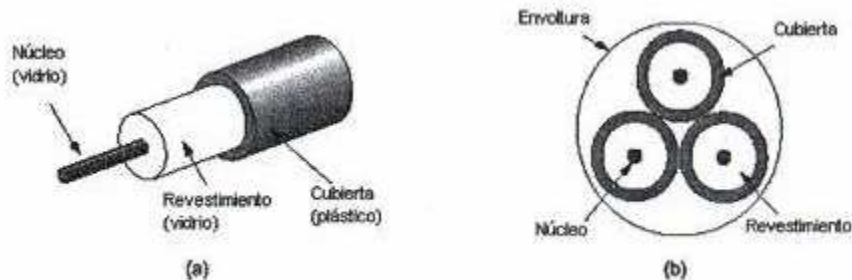
EL CABLE COAXIAL: El siguiente salto en capacidad es el cable coaxial (se utiliza tanto para transmitir señales analógicas o digitales), que está formado igualmente por dos hilos de cobre, dos conductores de cobre para que pasen electricidad, un conductor por el centro y el otro toma forma de malla y va rodeándolo (el típico cable de bajada desde la antena de TV hasta el receptor). Se separan para que no haya cortocircuito con un aislante de plástico, inyectado de forma continua o espaciadamente, formando una espiral o en anillas, y se cubren para su protección con un plástico externo. El conductor externo, en forma de malla, actúa como protector y confiere al conjunto un grado de inmunidad frente a interferencias muy superior al que tiene el par trenzado. Debido al tipo de apantallamiento realizado, es decir, a la disposición concéntrica de los dos conductores, el cable coaxial es mucho menos susceptible a diafonías e interferencias que el par trenzado; además, se puede utilizar para cubrir mayores distancias, tiene mayor ancho de banda y posibilidad de conectar un número de estaciones en una línea compartida. Sus principales limitaciones son la atenuación, el ruido térmico y el ruido de intermodulación, este último aparece sólo cuando se usan simultáneamente varios canales o bandas de frecuencias. Los cables coaxiales individuales se agrupan en mazos para formar cables a su vez mayores y en caso de ir enterrados en el lecho submarino requieren de técnicas especiales de construcción para evitar las tensiones y ser atacados por la corrosión o mordidos por los peces. Coaxial

significa mismo eje, es decir, tanto el hilo fino como la malla tienen el mismo eje longitudinal, un ejemplo de este es el que se utiliza para ver la televisión, desde la antena colectiva del tejado hasta nuestro monitor. Debido a su estructura permite mucha más capacidad de enviar información que el par trenzado, evitando también las pérdidas de potencia por radiación al exterior. La señal de televisión que no se puede transmitir por el par de hilo de cobre, viaja perfectamente por un cable coaxial. De manera que ya hace mucho tiempo en telecomunicaciones de larga distancia se empezó a usar el cable coaxial. Se fue mejorando la capacidad y cuando dejó de usarse en larga distancia, principalmente debido a que se ha sustituido por la fibra óptica, daba una capacidad de hasta 7.680 circuitos telefónicos por un solo cable coaxial. Es una mejora evidente sobre el par trenzado que permite, por ejemplo, mandar a corta distancia cientos de canales de TV por un cable coaxial o una instalación de unos 50 canales en una ciudad. No obstante, presenta varios inconvenientes frente al par de hilo de cobre, es más grueso, tiene de seis a diez milímetros de diámetro. Es más caro y más difícil de manejar, la soldadura es más compleja, puesto que hay que dar continuidad al conductor interno y la malla. Así que, normalmente, no se suelda y, en su lugar, se ponen conectores. Por lo tanto, para largas distancias también está obsoleto. De manera que el par de hilo de cobre y el cable coaxial van a quedar casi exclusivamente para el último tramo, desde la acera ó azotea hasta nuestras casas. El cable coaxial principalmente se usa para televisión o Internet de alta velocidad, y el par de hilo de cobre para telefonía. La siguiente figura muestra un cable coaxial:



LA FIBRA ÓPTICA: En 1966 surgió la propuesta de utilizar una guía óptica para la comunicación. Esta forma de usar la luz como portadora de información se puede explicar de la siguiente manera: Se trata, en realidad, de una onda electromagnética de la misma naturaleza que las ondas de radio, con la única diferencia que la longitud de las ondas es del orden de micrómetros en lugar de metros o centímetros. Actualmente, una fibra óptica es un finísimo hilo de vidrio muy puro (aunque también se construyen de plástico, por economía), con un diámetro entre cinco o diez micras, los antiguos eran de 50 micras. Para que se pueda manejar, al fabricarlos se rodean de más vidrio o plástico, pero este vidrio o plástico de fuera no es el que conduce la luz. De hecho las dos partes de la fibra se construyen a propósito con un índice de refracción diferente, para que si la luz intenta salir, el vidrio de fuera actúe como un espejo y vuelva a meter el rayo para dentro (su índice de refracción hace que la luz se refleje y no salga al exterior). Externamente, se pone un recubrimiento para protección mecánica, para que no se estropee. La fibra óptica permite transmitir comunicaciones a cientos de kilómetros sin necesidad de convertirla en electricidad para amplificarla, dado que ya existen amplificadores ópticos. Además, la

cantidad de información que se puede transferir es muy grande. La figura siguiente muestra una fibra óptica:



Las principales características de la transmisión por fibra y cables de fibra óptica son las siguientes: Permiten la multiplexación de múltiples señales en la misma fibra, utilizando diferentes frecuencias portadoras (FDM). De esta manera se incrementa la capacidad de transmisión. Es una de las transmisiones más seguras, puesto que al no radiar energía al exterior resulta muy improbable la detección de la señal que está siendo transmitida. Siendo necesario para ello interferir en el sistema, algo bastante difícil de hacer sin que sea detectado, pues para ello habría de interrumpir el enlace durante un largo período de tiempo. Tienen pocas pérdidas de potencia, debidas fundamentalmente a la absorción de señal y no a la radiación. Por lo que se pueden conseguir enlaces de varias decenas de kilómetros sin necesidad de usar amplificadores de señal. Puesto que la señal se transmite mediante fotones en lugar de electrones, es un sistema que resulta inmune a cualquier interferencia electromagnética procedente del exterior esto significa ausencia total de ruido y por tanto, errores en la transmisión. Al mismo tiempo se evita el riesgo de incendios y explosiones en instalaciones propensas a ellos. El tamaño y peso de los cables de fibra óptica utilizados es muy pequeño, lo cual facilita enormemente su instalación, disminuyéndose el coste de la misma y de su posterior mantenimiento. Es inmune a las condiciones climáticas externas, tales como agua, temperatura etc., no presentando peligro alguno en su manipulación. Sin embargo, debido a fisuras en la cubierta protectora, puede penetrar la humedad en el interior del cable y deteriorar la fibra; para protegerla, se rellena el interior con un gel que evita la entrada de agua en el mismo. Debido al perfecto aislamiento de la fibra del medio exterior, la tasa de error (porcentaje de bits erróneos) de la transmisión es muy baja; típicamente, de 10^{-9} frente 10^{-6} en los cables de pares. La utilización de circuitos semiconductores en los equipos transmisores y receptores provoca la continua evolución de éstos, mejorándose las prestaciones de los mismos y disminuyendo sus costes, lo cual hace cada día más atractivo el uso de estos sistemas. En la fibra óptica se utiliza la Conversión electro-óptica, ósea, pasar la electricidad a luz, se hace mediante un diodo emisor de luz o LED (Light Emitting Diode). Cuando el LED recibe más voltios, da más luz, y cuando recibe menos voltios, da menos luz, lo mismo que hace una bombilla, sólo que con mucha menos potencia y con una respuesta más rápida a las variaciones de voltaje. En el otro extremo, para realizar la conversión contraria, tenemos que poner un instrumento que invierta el proceso, una célula fotoeléctrica, o célula fotovoltaica o un fotodiodo. Para la utilización de la fibra óptica la señal eléctrica se transforma en luminosa y modulada en forma de pulsos, se transmite a través del núcleo hasta el receptor, donde es reconvertida de nuevo en eléctrica, sin que haya una gran pérdida de potencia. En la fibra. Las longitudes de onda (nanómetros) a las que la fibra presenta menos pérdida de potencia

se denominan ventanas. En la tabla siguiente se puede ver la longitud de onda de la luz que se corresponde con cada una de ellas (donde la atenuación presenta un mínimo):

1ª ventana	2ª ventana	3ª ventana
850 nm	1.300 nm	1.550 nm

Si en las fibras ópticas el diámetro del núcleo (entre 1 y 10 μm) es similar a la longitud de onda, sólo un rayo de luz o modo puede viajar a través de ella, denominándose a estas fibras monomodo. Esta solución proporciona un gran ancho de banda. Las fibras monomodo se emplean normalmente en enlaces de larga distancia. Potencialmente, ésta es la fibra que ofrece la mayor capacidad de transporte de información. Tiene una banda de paso del orden de los 100 GHz/km. Los mayores flujos se consiguen con esta fibra, pero también es la más compleja de implantar ya que sus pequeñas dimensiones implican un manejo delicado y entrañan dificultades de conexión que aún hoy se dominan mal. Son fibras que tienen el diámetro del núcleo en el mismo orden de magnitud que la longitud de onda de las señales ópticas que transmiten, es decir, de unos 5 a 8 μm . Si el núcleo está constituido de un material cuyo índice de refracción es muy diferente al de la cubierta, entonces se habla de fibras monomodo de índice escalonado. Existen las llamadas fibras multimodo, Con las fibras ópticas para que se transmita en modo multimodo se precisa que el diámetro del núcleo sea muy superior a la longitud de onda de la señal luminosa a transmitir. Esta señal, que entra por un extremo de la fibra con diferentes ángulos, se ve refractada innumerables veces en su camino hacia el otro extremo, llegando, por tanto, con diferentes fases. Los diferentes ángulos de entrada dan lugar a los distintos modos, de ahí la denominación fibra multimodo. En éstas el diámetro del núcleo suele ser aproximadamente de 50 micrometros y el del recubrimiento en torno a los 125 μm micrometros. Se utilizan para enlaces entre centrales urbanas o de corta distancia. Las fibras multimodo de índice de gradiente gradual tienen una banda de paso que llega hasta los 500MHz por kilómetro. Su principio se basa en que el índice de refracción en el interior del núcleo no es único y decrece cuando se desplaza del núcleo hacia la cubierta. Estas fibras permiten reducir la dispersión entre los diferentes modos de propagación a través del núcleo de la fibra. La fibra multimodo de índice de gradiente gradual de tamaño 62,5/125 μm (diámetro del núcleo/diámetro de la cubierta). Las fibras multimodo de índice escalonado están fabricadas a base de vidrio, con una atenuación de 30 dB/km, o plástico, con una atenuación de 100 dB/km. Tienen una banda de paso que llega hasta los 40 MHz por kilómetro. En estas fibras, el núcleo es constituido por un material uniforme cuyo índice de refracción es claramente superior al de la cubierta que lo rodea. El paso desde el núcleo hasta la cubierta conlleva, por tanto una variación brutal del índice, de ahí su nombre de índice escalonado. Si bien con la fibra óptica disfrutamos de las ventajas en términos de cantidad de información (hasta cientos de canales de TV) y de su reducido espacio (por un cable van cientos de fibras), también presenta algunos inconvenientes, La soldadura es un problema. No sólo porque soldamos componentes de cinco micras de diámetro que deben tener un acabado perfecto. Además, es vidrio, que tiene una soldadura a 1.000 grados y, por si fuera poco, esa soldadura de vidrio tiene que ser totalmente transparente. De manera que la soldadura en fibra óptica requiere una herramienta especial que tiene un microscopio y que se calienta por inducción. Debido a este inconveniente, en las fibras ópticas actuales, cada vez se tiende más a sustituir el vidrio por un plástico especial, para facilitar su

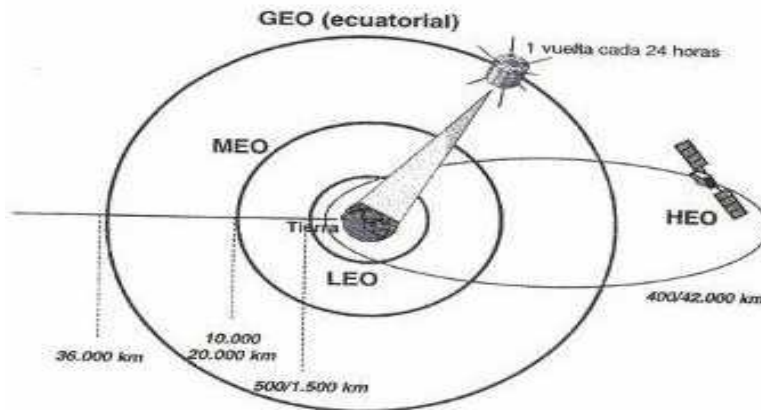
manipulación y reducir coste. Cuando la distancia es muy grande, hay que mandar un rayo de luz potente y los LED tienen poca potencia, sirven para una distancia de unos centenares de metros. Si tenemos que cubrir kilómetros, se necesita un rayo de luz mucho más potente, pero que quepa en cinco micras y no sufra una gran atenuación. La luz es un fenómeno de radiación luminosa. En unos casos se consigue calentando un filamento de metal al rojo vivo (tungsteno es el más común) dentro de una ampolla en la que se ha hecho el vacío (bombillas). Otro sistema ioniza (hace conductor) el gas contenido en un tubo, y emite luz (tubos fluorescentes). Ambos sistemas producen una radiación donde están presentes muchas frecuencias diferentes y en muchas fases diferentes. La luz incandescente, la de una bombilla normal, es un fenómeno que se llama no-coherente, no tiene siempre la misma frecuencia ni la misma fase. La frecuencia en la luz determina el color, cada color tiene una frecuencia determinada. Luego están saliendo todas las frecuencias, provocando que la luz sea blanca. Cuando se quiere enviar un rayo a distancia la falta de coherencia hace que las ondas se interfieran entre ellas y se abran cada vez más. Si queremos transmitir un haz de luz muy fino y que no tienda a abrirse a largas distancias, tendremos que conseguir una bombilla de luz coherente, que mantenga siempre la misma frecuencia, la misma fase. Para ello, en lugar de usar un filamento de tungsteno, se puede utilizar cesio o rubidio. En lugar de calentarlos o ionizarlos se les hace vibrar a través de ondas de radio y todos sus átomos vibran a la vez, a la misma frecuencia y en la misma fase. Todos los átomos vibrando a la vez dan luz de un único color, el color de la frecuencia a la que vibren; luz coherente con la que se puede obtener un rayo que va a llegar todo lo lejos que se quiera. A esa fuente de luz coherente, es a lo que llamamos el Láser (Light Amplification by Stimulated Emission of Radiation o amplificación de luz por una emisión estimulada de radiación). Por lo tanto, cuando se quiere transmitir a distancia por fibra óptica se utiliza el láser, quedando el LED para redes de muy pequeño alcance. Algunas veces empleamos un puntero láser, que produce un haz de color rojo para señalar en una presentación, aprovechando la ventaja de alcance y concentración de su haz lumínico. La capacidad de transmisión de una fibra óptica es enorme; a finales del siglo XX, ya había redes de cientos de TB por segundo. De hecho, quien limita la capacidad de transmisión no es la fibra, sino los aparatos que hay en los extremos. El aparato convierte las conversaciones, las multiplexa y las envía en un rayo de luz, tiene una capacidad entre 2,5 y 10 Gbit/s, hasta 150.000 canales telefónicos simultáneos, de muy alta velocidad o cientos de canales de TV. No obstante, eso es sólo el principio. La fibra óptica puede transportar más de un haz de luz, colores diferentes para que no se mezclen, para que al llegar al otro extremo se separen cada uno por su lado, algo relativamente fácil de conseguir, mediante prismas. Así, se multiplica la capacidad de esa fibra. De hecho hay una tecnología WDM (Wavelength Division Multiplexion o multiplexación por división de la longitud de onda), que permite mandar ocho rayos de luz diferentes (los colores se corresponden a frecuencias) en la misma fibra. La longitud de onda, está asociada a la frecuencia y ésta, al color. Por ese sistema, se multiplica la capacidad de la fibra sin tener que instalar nuevas fibras, con lo que el ahorro que se consigue suele ser muy importante. Hoy en día, una mejora, el DWDM (Dense Wavelength Division Multiplexion WDM de alta Capacidad) permite teóricamente hasta 128 colores diferentes por una misma fibra. Si por cada color pueden ir 150.000 conversaciones simultáneas, significa que por esa fibra pueden ir 19 millones de llamadas simultáneas. El límite práctico inferior y los sistemas de DWDM que se están instalando permiten hasta 32 colores por una sola fibra.

EMISORES DE INFRARROJOS: La transmisión de luz infrarroja se puede hacer directamente por el aire, sin necesidad de emplear ningún medio guiado de transmisión. Este tipo de comunicación es muy habitual entre los PC y algunos periféricos o para conectarlos a una LAN, a través del puerto IrDA (infrarrojos), aunque la velocidad que se consigue no es muy elevada. Los emisores y receptores de infrarrojos (luz no visible) deben estar alineados o bien estar en línea tras la posible reflexión del rayo en superficies como las paredes. Con los infrarrojos no existen problemas de seguridad ni de interferencias ya que estos rayos no pueden atravesar los objetos (paredes por ejemplo). Tampoco es necesario permiso para su utilización (en microondas y ondas de radio si es necesario obtener una licencia para asignar una frecuencia de uso).

ONDAS ELECTROMAGNÉTICAS Y MICROONDAS: El espectro electromagnético es una representación de todas las radiaciones de origen electromagnético que existen en la naturaleza, ordenadas según su frecuencia o su longitud de onda, por conveniencia se divide el espectro en varias regiones atendiendo a su frecuencia (bandas de frecuencia), a esto se le llama espectro radioeléctrico, esta división va desde 30 KHz, hasta 300 GHz, por convenio, el valor final de cada tramo es igual al valor del principio multiplicado por 10: de 30 a 300 MHz, es un tramo, otro de 300 a 3.000 MHz. Que son 3 GHz, de 3 GHz a 30 GHz, etc. Por otra parte usadas para la transmisión de señales vía radio de muy alta frecuencia, (ondas electromagnéticas con una longitud de onda de centímetros) llamadas microondas, se utilizan dos estaciones, una emisora y otra receptora, que han de tener un enlace visual, es decir, visualizarse directamente entre sí y que utilizan antenas parabólicas (conjunto de emisor/captador de señal y reflector) de dimensiones adecuadas, según la longitud de onda (frecuencia) de la señal a transmitir y de los márgenes de potencia disponibles. El enlace puede ser tanto terrestre (entre dos estaciones situadas sobre el terreno) como espacial (utilizando un satélite de comunicaciones como repetidor intermedio de la señal). Un ejemplo actual de uso se da en los sistemas de transmisión punto - multipunto LMDS (acceso radio inalámbrico) y MMDS, el primero de los cuales permite cubrir con una única antena un círculo de entre 3 y 5 km de radio, mientras que con el segundo se alcanza un distancia mucho mayor. Las microondas se suelen utilizar en sustitución del cable coaxial o las fibras ópticas ya que se necesitan menos repetidores y amplificadores, aunque se necesitan antenas alineadas. Se usan para transmisión de televisión, voz y datos. La principal causa de pérdidas en estos sistemas es la atenuación debido a que las pérdidas aumentan con el cuadrado de la distancia (con cable coaxial y par trenzado son logarítmicas). La atenuación aumenta con las lluvias. Las interferencias son otro inconveniente de las microondas ya que al proliferar estos sistemas, puede haber más solapamientos de señales.

LOS SATÉLITES DE COMUNICACIONES: Los satélites de comunicaciones son unos complejos sistemas repetidores de la señal situados a gran distancia de la Tierra, desde los que se cubre una gran zona o incluso un continente. La transmisión se origina en un sólo punto; desde una estación terrestre se envía hacia el satélite, que actúa como repetidor, reenviando la señal recibida desde múltiples estaciones. Debido al largo camino que ha de recorrer la señal, existe un retardo entre el momento de emisión y recepción (típicamente de 240 milisegundos, que es el tiempo que tarda la señal entre ir y volver, a la velocidad de la luz). Esto no influye en las transmisiones en un sólo sentido, tales como radio y TV, pero si lo hace en las bidireccionales, como pueden ser las conversaciones telefónicas y la

transmisión de datos, empleándose canceladores de eco para evitar sus efectos. De la órbita a la que se sitúe el satélite dependerá, en cierta manera, el tipo de servicio prestado y el tamaño necesario de la antena para poder captar la señal con suficiente intensidad. La siguiente figura muestra la clasificación de los sistemas de satélites en función de la órbita en que se ubican:



La clasificación de los sistemas de satélites en función de la órbita en que se ubican es la siguiente:

GEO: Abreviatura de Órbita Terrestre Geosíncrona. Los satélites GEO orbitan a 36.000 kilómetros sobre el plano del ecuador terrestre. A esta altitud, el periodo de rotación de satélite es exactamente 24 horas y por lo tanto, parece estar siempre sobre el mismo lugar de la superficie del planeta. Esta órbita se conoce como órbita de Clarke, en honor al físico y escritor Arthur C. Clarke, que escribió por primera vez en 1945 acerca de la posibilidad de cubrir toda la superficie terrestre con sólo tres satélites. Un ejemplo de GEO lo tenemos, en el proyecto Hispasat, del que en septiembre de 2002 se lanzó el cuarto satélite, el Hispasat 1D que se ubica en la ventana orbita 30° Oeste.

MEO: Los satélites de órbita terrestre media se encuentran a una altura comprendida entre los 10.000 y 20.000 kilómetros. A diferencia de los GEO, su posición relativa respecto a la superficie terrestre no es fija, sino que se van desplazando a gran velocidad y dan varias vueltas al cabo del día. Al estar a una altitud menor, se necesita un número mayor de satélites para obtener cobertura mundial, pero la latencia (retardo de la señal debido a la propagación por el camino recorrido) se reduce substancialmente. En la actualidad no existen muchos satélites MEO, la mayoría se utilizan para Posicionamiento y navegación GPS (Global Positioning System, o sistema de Posicionamiento global).

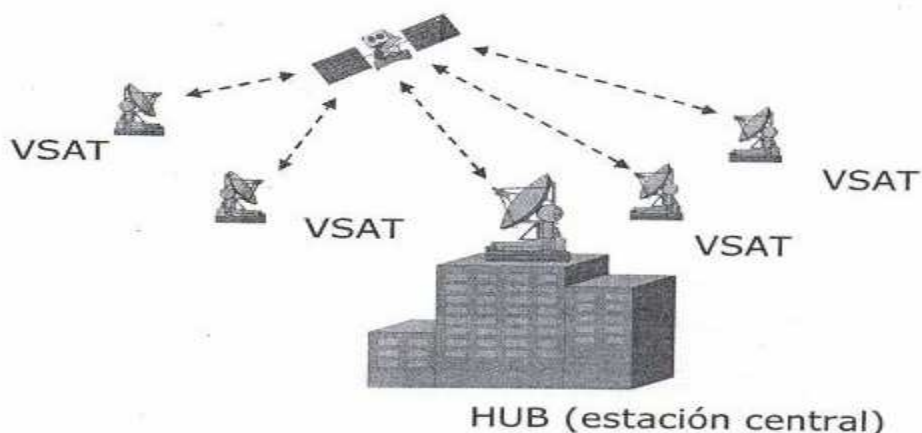
LEO: Las órbitas de satélites de baja altura prometen un ancho de banda extraordinario y una latencia reducida (unas pocas centésimas de segundo). Los LEO (Low Earth Orbit, órbita terrestre baja) orbitan generalmente por debajo de los 5.000 kilómetros, y la mayoría de ellos se encuentran mucho más abajo, entre los 500 y los 1.600 kilómetros. En la actualidad, los planes para lanzar constelaciones de cientos de satélites que abarquen todo el planeta están parados, ya que se han producido ciertos fracasos comerciales en la explotación de varias de ellas, debido en parte al éxito de la telefonía móvil celular. Existen tres tipos de LEO, que ofrecen diferentes cantidades de ancho de banda. Los LEO pequeños están destinados a aplicaciones de bajo ancho de banda (de decenas a centenares de kbit/s), como los servicios de buscapersonas, Los grandes LEO pueden manejar buscapersonas,

servicios de telefonía móvil y algo de transmisión de datos (de cientos a miles de kbit/s). Los LEO de banda ancha (también denominados megaLEO) operan en la franja de los Mbit/s.

HEO: (Highly Elliptical Orbit, órbita elíptica alta), Es una órbita elíptica, muy excéntrica (400 Km/42.000 Km) e inclinada, alrededor de 62.9° ó 63° . Esta órbita no se utiliza mucho por países occidentales. Es muy estimada por los rusos por lo que también se le llama órbita Molniya. El satélite sobrevuela muy rápidamente, cerca de 33.000 Km/h. una misma región extendida, durante alrededor de 8 horas. Favorece a los países nórdicos, por lo que es apropiada para la cobertura del Hemisferio Norte. Con una red de tres satélites simétricamente repartidos, para volver a pasar sobre la misma marca terrestre, se asegura la cobertura de 2 continentes del planeta.

La vida útil de un satélite depende de la órbita a la que se encuentre situado, cuanto más alta, mayor será, con un promedio de entre 10 y 15 años para los GEO y MEO, de unos 5 para los LEO y de unos 5 a 10 para los HEO. Para evitar interferencias entre las señales de unos y otros satélites, cuando operan dentro de la misma banda, hay que observar una cierta separación entre ellos, lo que limita el número máximo que pueden situarse en una determinada órbita, dada la capacidad de resolución (discriminación) de los receptores. La CMR (Conferencia Mundial de Radiocomunicaciones), es la encargada de reservar las bandas de frecuencias para cada tipo de sistema de satélites y aplicación, siendo la UIT la que hace la asignación concreta a cada sistema comercial previamente a autorizar su lanzamiento. Con un sistema LEO una zona cubierta cambia de satélite cada 20 minutos y con uno MEO unas dos horas, con lo que la probabilidad de que una llamada se complete en ese periodo es mayor y por tanto, se ofrece mayor seguridad ya que no se necesita hacer traspaso de un satélite a otro. La ventaja de los satélites es que permiten una cobertura global (mundial o regional), con una inversión inicial muy reducida comparada con la de otras tecnologías. Esto les permite alcanzar su equilibrio económico con una menor cuota de mercado. Sin embargo, la atenuación del camino de comunicación hace que se requiera una mayor potencia de emisión, tanto en el satélite como en el terminal de usuario, lo que hace a éstos más grandes al tener que llevar una circuitería más potente, pesados (al requerir mayores baterías) y caros que los que se necesitan en servicios similares terrestres. Dada, además la competencia con servicios terrestres, con tecnologías cada vez más eficientes y una amplia cobertura, las constelaciones de satélites tienen un cierto riesgo económico en su plan de viabilidad. Lo que es muy usado en comunicaciones satelitales es la llamada red VSAT (Very Small Aperture Terminal, terminal de apertura muy pequeña) tiene una configuración en estrella, una estación maestra (hub) se encarga de enviar la señal hacia el satélite para que éste la retransmita a todos los terminales VSAT de la red, mientras que cada terminal envía su señal al satélite que la retransmite a la estación maestra. Como ha de llegar a todos los terminales que tienen una pequeña antena, el enlace ascendente desde la estación maestra tiene que emitirse con una mayor potencia, mientras que el descendente proveniente de esos terminales puede tener una potencia muy baja, de ahí la necesidad de una estación maestra con una gran antena como centro de las comunicaciones en la red. Esta estación es bastante cara, por lo que es compartida entre distintas redes VSAT de diferentes usuarios; aunque ya existen estaciones más pequeñas (minihubs) para usuarios individuales.

La siguiente figura muestra un sistema VSAT:



Los componentes de un terminal VSAT son: la antena parabólica (reflector mas iluminador) y el LNB (Low Noise Block o amplificador y conversor de bajo ruido) que constituyen la unidad exterior, y el receptor de la señal o unidad interior que consta de moduladores y demoduladores, el codificador y los puertos de conexión a los usuarios. La antena parabólica suele tener un diámetro que oscila según el nivel de señal en el lugar de que se trate, directamente ligado a la potencia de emisión del satélite, la banda de frecuencia a la que trabaje y a la órbita en la que se encuentre. De cualquier modo esta comprendido entre 0,5 y 3 metros. El amplificador/conversor de bajo ruido es el elemento encargado de amplificar la energía electromagnética captada por la antena, ya que ésta suele ser muy baja, manteniendo controlado el nivel de ruido, por lo que se emplean elementos de estado sólido para tener una relación Señal/Ruido alta. El receptor de señal recibe la señal procedente del amplificador/conversor y mediante su tratamiento produce otra adecuada para atacar el equipo de usuario. Los servicios que se pueden ofrecer con estos sistemas VSAT son amplios y variados. El ancho de banda que permiten es suficiente para la mayor parte de las aplicaciones y la gran ventaja que aportan es la de poder acceder a la red con independencia de la ubicación geográfica y física del usuario sin necesidad de tender ninguna red física de acceso hasta el mismo (se pueden instalar las antenas en tejados para dar servicio a oficinas remotas, en vehículos especiales para casos de contingencia, etc.). Las aplicaciones de difusión de información son un caso típico del uso de estas redes, por ejemplo, para educación remota o vídeo empresarial, aunque si no se requiere interactividad se pueden dar esos servicios con antenas de sólo recepción, caso de la difusión de TV al hogar.

A continuación se mencionaran algunos conceptos considerados de importancia para este subtema, tales como son los siguientes:

El ancho de banda: de un sistema indica la cantidad de información, medida en frecuencia o en bits, que es capaz de transmitir por unidad de tiempo. Se expresa en Hercios (analógico) o en bits por segundo (digital). En telefonía se le designa como el margen de frecuencias que es capaz de soportar el sistema sin causar una distorsión apreciable en la señal para la calidad del servicio establecido.

La velocidad de transmisión: que se puede alcanzar sobre un determinado circuito se define como el número máximo de bits que se transmiten por segundo (bit/s) y su límite viene dado por el ancho de banda del mismo y por la relación señal/ruido que presente, según una de las dos siguientes fórmulas:

$$C = 2B \log_2 n$$

En donde C representa la capacidad de transferencia máxima del canal expresado en bit/s, B el ancho del canal en Hz y el parámetro "n" el número de estados posibles de señalización en la línea. En una línea en la que existe ruido la fórmula es, según el teorema postulado por el científico Shannon:

$$C = B \log_2 (1 + S/N)$$

En la que S/N (Signal/Noise) es la relación entre el nivel de la señal útil y del ruido presente en la línea. La velocidad de transmisión o bit/rate, es el parámetro que mide el flujo máximo de bits que pueden transmitirse entre dos equipos de datos (por ejemplo, dos ordenadores) en un segundo. Por consiguiente, la velocidad viene dada en bit/s. Como puede comprobarse, este parámetro se puede confundir con el del ancho de banda, pero no tiene porque ser así. En concreto, la velocidad de transmisión (Vt) se refiere exclusivamente a la velocidad con que los datos fluyen en la interface de entrada/salida de la terminal.

$$Vt = 1/t \log_2 n \text{ bit/s}$$

En este caso, el parámetro "n" es el número de estados distintos en la línea. Para n=2 (estados 0 y 1) la velocidad de modulación coincide con la de transmisión; para n=4 (estado 00, 01, 10 Y 11) es el doble; para n= 3 (estados 000, 001, 010, 011,1000, 1001,1010, 111) cuatro veces más, etc.

Velocidad de modulación: Por una línea de transmisión pueden enviarse señales que cambien de estado, como por ejemplo un bit se transmite como un "1" y el siguiente pasa a ser un "0". Se define la velocidad de modulación (V_M) como el número máximo de veces por segundo que puede cambiar el estado de la señal en la línea de transmisión, siendo el parámetro "t" la duración en segundos del intervalo significativo mínimo: $V_M = 1/t =$ baudios. Este parámetro es específico en el contexto de la línea de transmisión, es decir, sólo se hace referencia a ella cuando se quiere indicar la velocidad a la que se está transfiriendo los datos por la línea de transmisión. Su unidad es el baudio, denominada así en honor a Baudot. Existe una relación entre la velocidad de transmisión y la velocidad de modulación que viene dada por la siguiente ecuación:

$$Vt = V_M \log_2 n \text{ bit/s.}$$

En el caso en que la señal sólo tenga dos estados (0 y 1) entonces $n = 2$ Y resulta si aplicamos la fórmula que $Vt = V_M$, es decir, el número de bits coincide con el número de baudios. Si la señal tuviera 4 (modulación QPSK, por ejemplo) o más estados, cada una de éstos llevaría más de un bit de información.

Por ultimo cabe mencionar que la cantidad de información que puede enviarse en una transmisión dada depende del ancho de banda del canal de comunicaciones y de la duración de la transmisión. Se requiere un ancho de banda de sólo unos 3 kHz para transmitir voz que sea inteligible y reconocible. Sin embargo debido a las frecuencias altas producidas por los instrumentos musicales y sus armónicas, se necesita un ancho de banda de 15 kHz a 20 kHz para transmitir música de alta fidelidad. De manera inherente, la música contiene más información que la voz y por lo tanto, requiere mayor ancho de banda. La señal de una imagen tiene más información que una señal de voz o una señal de música. Por consiguiente, se necesita un ancho de banda mayor para transmitirla. Una señal típica de televisión tiene ambas, voz e imagen; en consecuencia, tiene asignados 6 MHz de espacio en el espectro. A mayor ancho de banda de un canal, mayor será la cantidad de información que puede transmitirse en un tiempo dado. Es posible transmitir la misma cantidad de información a través de un canal más angosto, pero deberá hacerse en un periodo más largo. Este concepto general se llama Ley Hartley, y los principios de esta ley también se aplican a la transmisión de datos binarios. A mayor cantidad de datos transmitidos en un tiempo dado, mayor será la información transportada. Pero a mayor velocidad de transmisión de datos, mayor será la necesidad de ancho de banda para pasar la señal con mínima distorsión. Si se reduce el ancho del canal, se eliminan las armónicas de los pulsos binarios, lo cual degrada la calidad de la señal transmitida y hace más difícil realizar una transmisión libre de errores y como ya se menciono anteriormente los comunes medios de transmisión que se usan en comunicaciones de datos son los cables de alambre y radio. Se utilizan dos tipos de cables de alambre, coaxial y par trenzado. Los cables coaxiales y los pares trenzados con blindaje tienen mayor aceptación porque proporcionan protección al ruido y la diafonía. La diafonía es la transferencia no deseada de señales de un cable no blindado a otro adyacente causada por acoplamientos inductivos o capacitivos.

Para finalizar este subtema, se debe mencionar que la transmisión de señales binarias puede llevarse a cabo por diferentes métodos de transferencia de datos los mas comunes son transferencia de datos en paralelo, serial, asíncrona y sincrona. Estos métodos ya se vieron en el capítulo 2, Fuentes de señal binaria, en su subcapítulo 2.1 señales analógicas digitalizadas (paginas 12 a 15), por lo que ya no se mencionaran aquí.

La reconstrucción ó regeneración de señales digitales: La característica sobresaliente de los sistemas digitales es su cualidad de evitar la acumulación de distorsión (dispersión) y combatir el ruido. Esta característica se debe a la capacidad de estos sistemas para reconstruir, de manera frecuente a lo largo del canal, los pulsos digitales que se transmiten. La reconstrucción o regeneración de pulsos se lleva a cabo con los repetidores regenerativos.

La figura siguiente ilustra el diagrama esquemático de un repetidor regenerativo:

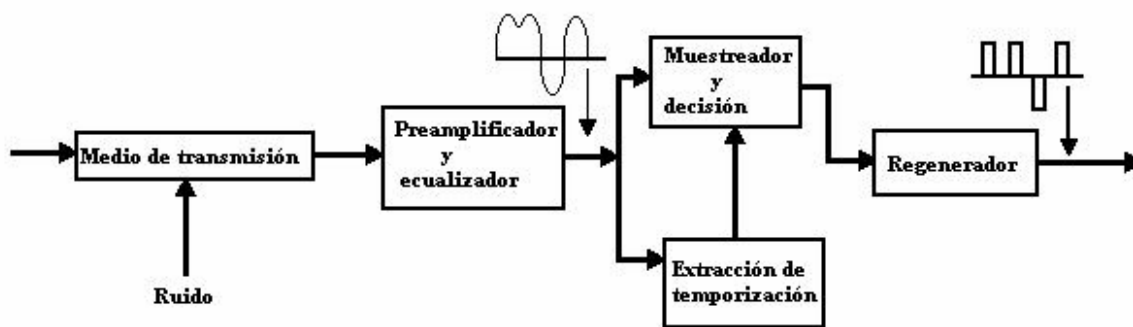


Diagrama a bloques del repetidor regenerativo

El dispositivo realiza las funciones básicas de: a) ecualización ó compensación con la cual se mejora la forma de los pulsos de entrada; se emplea, para esto, un compensador o ecualizador, b) extracción de la sincronía que se requiere para muestrear (medir) los pulsos de entrada en los instantes apropiados, y c) toma de decisiones con base en los valores muestra de los pulsos. Cuando un tren de pulsos se envía por un medio de transmisión, las componentes de alta frecuencia del tren de pulsos se atenúan más que las de baja frecuencia. Esto provoca el ensanchamiento de los pulsos (distorsión del tren) que, a su vez, da origen a la ISI (Interferencia entre símbolos), que puede producir errores en la recuperación de los pulsos en el receptor. Este problema se puede resolver con el empleo del ecualizador, es decir, un dispositivo que tiene una característica de frecuencia inversa a la del medio de transmisión. La ecualización permite restaurar las componentes de frecuencia más altas y eliminar la dispersión de los pulsos. Sin embargo, al incrementar el ancho de banda (más componentes de alta frecuencia) también se incrementa el ruido que se recibe lo que también puede provocar errores en la recepción. Se puede prescindir de la ecualización en favor de un filtro transversal si observamos que, justamente, no es necesario eliminar para todo t la ISI (interferencia entre símbolos); basta con eliminar o minimizar la interferencia con los pulsos vecinos solamente en sus respectivos instantes de muestreo, pues la decisión se basa sólo en los valores de muestra. Esto se puede lograr con un filtro transversal. Las ganancias en las derivaciones de un ecualizador se pueden ajustar en forma automática con el uso de una serie especial de pulsos antes de la transmisión de los datos. En los ecualizadores auto-adaptables las ganancias de las derivaciones se ajustan continuamente durante la transmisión.

El ancho de banda de los cables: se determina por sus características físicas. Todos los cables con alambres actúan como filtros pasobajas porque están hechos con alambres que tienen inductancia, capacitancia y resistencia. La frecuencia de corte superior de un cable depende del tiempo, inductancia y capacitancia por pie, longitud, calibre del conductor y tipo de aislamiento. Los cables coaxiales tienen un ancho de banda utilizable muy amplio, que va de 200 MHz a 300 MHz para cables pequeños, y de 500 MHz a 1 GHz para cables más grandes. El ancho de banda decrece en forma drástica con la longitud. El cable de par trenzado tiene un ancho de banda más angosto, de unos cuantos kHz a poco más de 100 MHz. De nuevo, el ancho de banda real depende de la longitud y otras características. El ancho de banda de un canal de radio se determina por cuánto espacio del espectro ha asignado a la aplicación la FCC. Para frecuencias está disponible un ancho de banda

limitado, por lo general varios KHz. Para frecuencias más altas, están disponibles mayores anchos de banda, desde cientos de kilohertz hasta muchos MHz. los pulsos binarios son ondas rectangulares compuestas, de una onda senoidal fundamental, más muchas armónicas. El ancho de banda del canal debe ser lo bastante amplio para pasar todas las armónicas y preservar la forma de onda. La mayor parte de los canales de comunicaciones o el medio actúan como filtros pasobajas. Las líneas telefónicas con grado de voz, por ejemplo, actúan como filtro pasobajas con una frecuencia superior de corte de unos 3 000 Hz. Se eliminan las armónicas mayores en frecuencia que la frecuencia de corte, lo que proporciona distorsión de la señal. Al suprimir las armónicas, se redondea la forma de onda de la señal. Si el filtrado es particularmente severo, la señal binaria, en esencia, se convierte en su onda senoidal fundamental. Si la frecuencia de corte del cable o canal es igual o menor que la frecuencia de la onda fundamental de la señal binaria, la señal será una onda senoidal muy atenuada en la frecuencia fundamental de la señal, en el extremo receptor del cable o canal de radio. Sin embargo, los datos no se han perdido, si se considera que la relación señal a ruido es lo bastante alta. La información se transmite aún de manera confiable, pero en el ancho de banda mínimo posible. La forma de onda senoidal de la señal puede restablecerse con facilidad a una onda rectangular en el receptor, amplificándola para compensar la atenuación del medio de transmisión y haciéndola cuadrada con un comparador a base de un disparador de Schmitt, u otro circuito de formación de la onda. La frecuencia superior de corte de cualquier medio de comunicaciones es casi igual al ancho de banda del canal. Este ancho de banda es el que determina la capacidad de información del canal. La capacidad del canal C , expresada en bits por segundo, es el doble del ancho de banda del canal B , en hertz: $C = 2B$. El ancho de banda B por lo general es el mismo que la frecuencia superior de corte (3 dB abajo) del canal. Este es el límite máximo teórico y considera que no hay ruido presente. Por ejemplo, la capacidad máxima teórica en bits para un canal con ancho de banda de 10 kHz es $C = 2B = 2(10\ 000) = 20\ 000$ bps. Se puede ver el porqué de lo anterior si se considera el tiempo de un bit en comparación con el periodo de la onda senoidal fundamental. Una señal binaria de 20 000 bps (20 kbps) tiene un periodo de bit de $t = 1/20\ 000 = 50 \times 10^{-6} = 50 \mu s$. Representar una onda senoidal completa con 0 y 1 binarios alternos, toma dos intervalos de bit, uno por el semiciclo positivo y otro por el semiciclo negativo, los dos intervalos de bit hacen un periodo de $50 + 50 = 100 \mu s$. Este periodo de onda senoidal se transforma en una frecuencia de onda senoidal de $f = 1/t = 1/100 \mu s = 1/100 \times 10^{-6} = 10\ 000$ Hz (10 kHz), que es exactamente la frecuencia de corte o el ancho de banda del canal. De manera ideal, la forma de los datos binarios debiera preservarse en todo. No obstante que los datos por lo general pueden recuperarse si se han degradado hasta una onda senoidal, la recuperación es aún más confiable si se mantiene la forma de onda rectangular. Esto significa que el canal debe ser capaz de pasar, por lo menos, algunas; de las armónicas más bajas de la señal. Como regla general empírica, si el ancho de banda esta entre 5 y 10 veces la velocidad de los datos, la señal binaria pasará con distorsión pequeña. Por ejemplo, para transformar una señal de datos de 230.4 kbps, el ancho de banda debiera ser de al menos: $5 \times 230.4 \text{ kHz} = 1.152$ MHz ó $10 \times 230.4 \text{ kHz} = 2.304$ MHz. El método de codificación usado, afecta el ancho de banda requerido por una señal. Para codificación NRZ, el ancho de banda necesario es el antes mencionado. Sin embargo el requerimiento de ancho de banda para RZ es del doble que para NRZ, porque la frecuencia fundamental contenida en una forma de onda rectangular es la recíproca de la de un ciclo del pulso de más alta frecuencia, con

independencia del factor de utilización. La codificación AMI tiene una frecuencia fundamental más baja que RZ. La frecuencia de codificación para Manchester es el doble que para NRZ y AMI.

Como ejemplo, suponga un intervalo de bit NRZ de 100 ns, el cual proporciona una velocidad de datos en bps de $1/t = 1/100 \text{ ns} = 1/100 \times 10^{-9} = 10 \text{ Mbps}$. Si se alternan 1 y 0 binarios se produce un periodo de onda senoidal fundamental de dos veces el tiempo de 200 ns, para un ancho de banda de $1/t = 1/200 \times 10^{-9} = 5 \text{ MHz}$. Esto es lo mismo calculado con la formula: $B = C/2 = 10 \text{ Mbps} / 2 = 5 \text{ MHz}$. Por lo tanto, los esquemas de codificación RZ y Manchester requieren el doble de banda. Este intercambio de ancho de banda por algún beneficio, como facilidad de ración del reloj, puede ser deseable en ciertas aplicaciones. La capacidad de un canal puede modificarse si se usan esquemas de niveles de codificación múltiple que permiten transmitir más bits por símbolo. Se debe recordar que es posible transmitir datos con más de sólo dos niveles o símbolos de voltaje binario. Se pueden usar múltiples niveles de voltaje. También se utilizan otros esquemas, como diferentes corrimientos de fase para cada símbolo. Considere la ecuación: $C = 2B \log_2 N$

Donde N es el número de niveles de codificación diferentes por espacio de tiempo, La implicación es que para un ancho de banda dado, la capacidad del canal, en bits por segundo, será mayor al usar más de dos niveles de codificación por espacio de tiempo. El bit o tiempo de un símbolo es $1 \mu\text{s}$. El ancho de banda necesario para transmitir esta señal de 1 000 000 bps, puede calcularse de $C = 2B$, o $B = C/2$, Por lo tanto, se necesita un ancho de banda mínimo de $1\ 000\ 000 \text{ bps}/2 = 500\ 000\text{Hz}$ (500 kHz). El mismo resultado se obtiene con la nueva expresión, Si $C = 2B \log_2 N$, entonces $B = C/2 \log_2 N$.

El logaritmo natural o en base 2 de un número puede calcularse con la expresión:

$$\log_2 N = \frac{\log_{10} N}{\log_{10} 2} = \frac{\log_{10} N}{0.301} = 3.32 \log_{10} N$$

Donde N es el número cuyo logaritmo se quiere calcular. Los logaritmos comunes de base lo pueden obtener de cualquier calculadora científica. Con dos niveles de codificación (niveles de voltaje binario 0 y 1), el ancho de banda es:

$$B = \frac{C}{2 \log_2 N} = \frac{1000000 \text{ bps}}{2(1)} = 500000 \text{ Hz.}$$

Note que $\log_2 2$ para una señal binaria solo es 1.

A continuación se usa $C = 2B \log_2 N$. Como $\log_2 N = \log_2 2 = 1$

$$C = 2B (1) = 2B$$

Ahora vea qué hace un esquema de codificación multinivel. De nuevo se empieza con $B = C/2 \log_2 N$ La capacidad del canal es 2 millones de bps, debido a que cada intervalo de símbolo (nivel) dura $1 \mu\text{s}$. Pero aquí N, el número de niveles, = 4, Por lo tanto, se transmiten 2 bits por símbolo. El ancho de banda es entonces: $2\ 000\ 000 \text{ bps}/2 \log_2 4$. Como $\log_2 4 = 3.32 \log_{10} 4 = 3.32 (0.602) = 2$, entonces:

$$B = \frac{2000000}{2(2)} = \frac{2000000}{4} = 500000 \text{ Hz.} = 500 \text{ KHz.}$$

Con un esquema de codificación multinivel de 4 es posible transmitir al doble la velocidad en el mismo ancho de banda. La velocidad de datos es 2 Mbps para cuatro niveles de codificación en un ancho de banda de 500 kHz comparado con 1 Mbps con sólo dos símbolos (binario). Para transmitir aun mayores velocidades dentro de un ancho de banda

dato, pueden usarse más niveles de voltaje, donde cada nivel puede representar 3, 4 e incluso más bits por símbolo. El enfoque de niveles múltiples no tiene que limitarse a cambios de voltaje, también pueden usarse cambios de frecuencia y de fase. Se pueden obtener aun mayores incrementos en velocidad al combinar cambios en niveles de voltaje con cambios de fase.

Pérdidas, Distorsión y retardos en el Cable: Las pérdidas en un cable son por lo general debido a la atenuación de la señal, al tamaño, longitud u otras características del cable de transmisión. En otras palabras las pérdidas en los cables nos producen perdidas en la información que se desea transmitir y por lo tanto también se puede producir un retraso en la llegada de la información al receptor, como ejemplo: Las fibras ópticas presentan unas pérdidas mucho menores que los cables de cobre utilizados en las transmisiones eléctricas. Para caudales de información de 1 Gbit/s, la frecuencia de la onda portadora tiene que ser por lo menos del orden del gigahercio (10⁹ Hz). Pero, en este orden de frecuencias, un cable coaxial de cobre no es del todo adecuado, pierde el 99,9 % de su energía en 1 kilómetro, y aún más a frecuencias más elevadas. Por su parte, las fibras de vidrio (fibra óptica), presentan a la frecuencia de 2 x 10¹⁴ Hz (luz infrarroja de longitud de onda 1,5 μm) una transmisión del 95 % por kilómetro, lo que hace posible un alcance muy largo. La distorsión se produce cuando la señal amplificada deja de tener la misma amplitud que la señal original.

Conformación de pulsos E Interferencia entre símbolos (ISI): Alcanzar la condición de interferencia cero entre pulsos adyacentes requiere una sincronización precisa entre el transmisor y el receptor. También exige que el medio de transmisión o el canal se comporte como un filtro pasabajas ideal. Sin embargo esto es físicamente irrealizable y difícil de aproximar en los sistemas prácticos. El uso de características de un filtro realizable hace que la última suposición no sea valida y los errores en la sincronización del transmisor y el receptor son difíciles de eliminar. El resultado es que cada pulso recibido es afectado en cierta forma por la presencia de los pulsos adyacentes, En el caso de la modulación de pulso multicanal, el traslapo entre los pulsos da origen a confusión entre canales, lo cual se conoce en general como interferencia entre símbolos (ISI, intersymbol intereferente). La ISI se puede reducir ensanchando en forma intencional la banda de transmisión, sin embargo esta solución puede ser un gasto de ancho de banda innecesario si no se controla con cuidado, por lo tanto, se trata de diseñar, las señales recibidas y en consecuencia los filtros de transmisión, para minimizar la ISI dentro de un ancho de banda de transmisión lo mas pequeño posible. Se empieza representando una señal y(t) PAM recibida como:

$$Y(t) = \sum_m a_m x(t - mT) + n(t)$$

Donde m es un entero y T es el periodo de muestreo, x(t) representa la señal de pulso a_m los valores muestreados de la entrada y n(t) es el ruido aditivo. En un instante dado t = kT, se tiene:

$$Y(kT) = a_k x(0) + \sum_{m \neq k} a_m x[(k - m)T] + n(kT)$$

En la ecuación anterior, el primer término representa el k-ésimo valor muestreado de la entrada que se ha transmitido. El segundo termino proviene del traslapo de otros pulsos que se agregan al pulso deseado a_kx(t - kT) en el k-ésimo tiempo de muestreo. Por lo tanto, este

término representa la ISI. El último término de la ecuación anterior representa el ruido aditivo en el tiempo $t = kT$. La ISI dada por el segundo término puede eliminarse eligiendo la forma del pulso recibido $x(t)$, de manera que satisfaga la siguiente condición:

$$x[(k-m)T] = \begin{cases} 1 & m = k \\ 0 & m \neq k \end{cases}$$

Los ceros espaciados de manera uniforme en la respuesta al impulso en todos los múltiplos distintos de cero de los periodos de muestra dan cero ISI en este caso. Como este filtro no es realizable en forma física e incluso es difícil de aproximar a la práctica, se modifica la aguda característica en magnitud de corte para obtener una atenuación más gradual de la frecuencia que no afecte el deseable espaciado uniforme de los ceros en la respuesta al impulso. Esto es posible si la respuesta de magnitud del filtro ajustado tiene simetría impar con la frecuencia de corte pasabajas. El cumplimiento de este requisito da origen a una clase de señales conocidas como señales de Nyquist, en otras palabras, todas las señales de Nyquist tienen ceros espaciados de manera uniforme en todos los múltiplos de un intervalo básico excepto uno (en el centro). Un tipo de señal de Nyquist utilizado en el trabajo analítico como práctico es del coseno elevado, una característica de coseno elevado consiste en una magnitud plana o constante a frecuencias bajas y una porción de atenuación que tiene forma senoidal con simetría impar alrededor de la frecuencia de corte. Las características del coseno elevado se pueden expresar en forma de ecuación como:

$$X(\omega) = \begin{cases} T \\ \frac{T}{2} \left\{ 1 - \text{Sen} \left[\frac{\pi}{2\alpha W} (|\omega| - W) \right] \right\} \\ 0 \end{cases}$$

$$0 \leq |\omega| \leq (1 - \alpha)W$$

$$(1 - \alpha)W \leq |\omega| \leq (1 + \alpha)W$$

$$|\omega| > (1 + \alpha)W$$

Donde $W = \pi / T$, el parámetro alfa es el exceso de banda utilizada dividido por el ancho de banda de Nyquist mínimo. El caso de $\alpha = 0$, la respuesta al impulso correspondiente es:

$$x(t) = \left(\frac{\text{sen} Wt}{Wt} \right) \left(\frac{\cos \alpha Wt}{1 - (2\alpha Wt / \pi)^2} \right)$$

El primer término a la derecha de esta ecuación es la señal $(\text{sen } x)/x$ que es usado por lo común en filtros pasabajas ideales y mantiene los cruces por cero originales de esa señal. El segundo término es el resultado de la atenuación gradual espectral. En el caso de $\alpha = 1$ se conoce como característica de atenuación del coseno completo, su función de transferencia en frecuencia es:

$$X(\omega) = \begin{cases} \frac{T}{2} \left(1 + \cos \frac{\pi\omega}{2W} \right) & |\omega| \leq 2W \\ 0 & \text{elsewhere} \end{cases}$$

Nótese que el caso $\alpha = 1$, $x(t)$ tiene ceros en medio de los tiempos de muestreo, además de los ceros de muestreo. Las amplitudes de los extremos de $x(t)$ son menores cuando $\alpha = 1$, por lo tanto, este tipo de respuesta produce una menor ISI para determinado error en el tiempo de muestreo, aunque esto requiere de la transmisión de algunas componentes espectrales que son de hasta el doble de las requeridas en el caso del pasabajas ideal el parámetro α se llama factor de atenuación.

En resumen el ancho de banda ocupado por una característica de transmisión de tipo coseno elevado varia de mínimo de $B = 1/(2T)$ Hz ($\alpha = 0$) a un máximo de $B = 1/T$ ($\alpha = 1$) los mayores valores de α conducen a una mas rápida disminución de los pulsos, por lo que la sincronización del receptor será menos critica y los errores de tiempo moderados no causaran grandes cantidades de ISI, aunque a costa de añadir ancho de banda. Entonces, para controlar la cantidad de ISI tolerable la ecuación a utilizar será:

$$B_x = \frac{(1 + \alpha)}{2T_x}$$

En la práctica las entradas no son impulsos sino pulsos de ancho finito. Designado con $Q(\omega)$ la transformada de fourier de estos pulsos de ancho finito se halla que la magnitud de la función de la transferencia de frecuencia del filtro requerido es:

$$|H(\omega)| = \left| \frac{X(\omega)}{Q(\omega)} \right| \text{ Por ultimo, ninguna de las señales coseno elevado es físicamente realizable}$$

sin embargo puede aproximarse con filtros causales si se permite un retardo suficiente es decir de fase lineal.

CAPITULO 5: CODIGOS DE LINEA

5.1.- NECESIDAD DE LA CODIFICACIÓN DE LÍNEA.

En si la necesidad de la codificación de línea radica en la necesidad de convertir niveles lógicos normalizados (TTL, CMOS y semejantes) a una forma mas adecuada para su transmisión por línea telefónica.

Ya que se desea que los códigos de línea proporcionen propiedades como las siguientes:

Autosincronización: Existe suficiente información de temporización incorporada al código de modo que se puede diseñar sincronización para extraer la señal de sincronización o de reloj. Una larga serie de unos y ceros binarios debe constituir un problema en la recuperación del tiempo.

Baja probabilidad de error de bits: Se pueden diseñar receptores para recuperar datos binarios con una baja probabilidad de error de bits cuando la señal de datos de entrada se corrompe por ruido.

Un espectro adecuado para el canal: Por ejemplo, si el canal es acoplado de ca, la densidad espectral de potencia de la señal de codificación de líneas será insignificante a frecuencias cercanas a cero. Además el ancho de banda de la señal tiene que ser suficientemente pequeño comparado con el del canal de modo que la interferencia intersímbolos no constituirá un problema.

Ancho de banda de transmisión: Debe ser tan pequeño como sea posible.

Capacidad de detección de errores: Debe ser posible poner en práctica esta característica con facilidad por la adición de codificadores y decodificadores de canal, o debe incorporarse al código de línea.

Transparencia: El protocolo de datos y el código de líneas están diseñados de modo que toda secuencia posible de datos se reciba fiel y transparentemente.

5.2.- CRITERIOS DE EVALUACIÓN DE CÓDIGOS DE LÍNEA.

En esencia, se deben tener en cuenta 6 factores principales al seleccionar un formato de codificación de línea:

1. Voltajes de transmisión y componente de CD.
2. Ciclo de trabajo.
3. Ancho de banda.
4. Recuperación de reloj.
5. Detección de errores.
6. Facilidad de detección y decodificación.

A continuación se hablara brevemente de cada uno de estos puntos:

1.- Voltajes de transmisión y componente de CD: Los voltajes o niveles de transmisión se pueden clasificar como unipolares (UP) o bipolares (BP). La transmisión unipolar de datos binarios implica transmitir sólo un nivel de voltaje distinto de cero (por ejemplo, + V para 1 lógico y 0 V o tierra para un 0 lógico). En la transmisión bipolar intervienen dos niveles de voltaje distintos de cero (por ejemplo, + V para un 1 lógico y -V para un 0 lógico). En una línea de transmisión digital, es más eficiente, en cuanto a potencia, codificar datos binarios con voltajes cuya magnitud sea igual, pero de polaridad opuesta y balanceada simétricamente respecto a 0 V. Por ejemplo, suponiendo una resistencia de 1Ω y un 1 lógico para + 5 V y un 0 lógico para 0 V, la potencia promedio requerida es 12.5 W (suponiendo probabilidades iguales de ocurrencia de 1 y 0). Si el nivel 1 lógico es para +2.5 V y el 0 lógico es para -2.5V, la potencia promedio sólo es 6.25 W. Así, al usar voltajes bipolares simétricos, la potencia promedio se reduce en un 50%.

2.- Ciclo de trabajo: También se puede usar el ciclo de trabajo de un pulso binario para clasificar el tipo de transmisión. Si el pulso binario se mantiene durante todo el tiempo del bit, se llama sin regreso a cero ó no regreso a cero (NRZ, de nonreturn to zero). Si el tiempo activo del pulso binario ocupa menos que el 100% del tiempo del bit, se trata de un regreso o retorno a cero (RZ, de return to zero). Los voltajes de transmisión unipolar y bipolar, y la codificación con regreso a cero y sin regreso a cero se pueden combinar de varias maneras, para obtener determinado esquema de codificación de línea. El método de codificación de línea que se use determina el ancho mínimo de banda necesario para la transmisión, la facilidad con la que se puede extraer un reloj de ella, la facilidad de decodificarla, el nivel promedio de cd, y si cuenta con un método conveniente para extraer errores.

3.- Consideraciones de ancho de banda: Para determinar el ancho mínimo de banda necesario para propagar una señal codificada en línea, se debe determinar la mayor frecuencia fundamental asociada con ella, la frecuencia fundamental máxima se determina con el peor de los casos (transición más rápida) de secuencia de bits. En UPNRZ (No retorno a cero unipolar), la condición del peor de los casos es una frecuencia de 1/0 alternos; el periodo de la mayor frecuencia fundamental es el tiempo de dos bits y, en consecuencia, es igual a la mitad de la frecuencia de bits. En BPNRZ (no retorno a cero bipolar), la condición de peor de los caso es otra vez, una secuencia de 1/0 alternados, y la frecuencia fundamental máxima es la mitad de la frecuencia de bits. En UPRZ (retorno a cero unipolar), la condición del peor de los casos es con dos unos sucesivos. El ancho mínimo de banda es, por consiguiente, igual a la frecuencia de bits. En BPRZ (retorno a cero bipolar), la condición del peor de los casos es cuando hay unos o ceros sucesivos, y de nuevo el ancho de banda es igual a la frecuencia de bits. En BPRZ-AMI, la condición del peor de los casos es dos o más unos consecutivos y el ancho mínimo de banda es la mitad de la frecuencia de bits.

4.- Recuperación de reloj: Para recuperar y mantener la información de sincronización a partir de los datos recibidos, debe haber una cantidad suficiente de transiciones en la señal de datos. En UPNRZ y BPNRZ, una cadena larga de unos o ceros consecutivos genera una señal de datos sin transiciones que, por consiguiente, es inadecuada para sincronizar el reloj. En UPRZ y BPRZ-AMI, una cadena larga de ceros también genera una señal, de

datos sin transiciones. En BPRZ se presenta una transición en cada posición de bit, independientemente de si el bit es un 1 o un 0. En el circuito de recuperación de reloj, los datos solo se rectifican de onda completa y producen un reloj independiente de ellos, igual a la frecuencia de recepción de bits. Por lo anterior, la codificación BPRZ es la que mejor se adapta para la recuperación del reloj. Si se evita que haya largas series de ceros, la codificación BPRZ-AMI es suficiente para asegurar la sincronización del reloj.

5.-Detección de errores: En las transmisiones UPNRZ, BPNRZ, UPRZ Y BPRZ no hay manera de determinar si los datos recibidos contienen errores. En las transmisiones BPRZ-AMI, un error en cualquier bit provocará una violación bipolar (la recepción de dos o más unos consecutivos con la misma polaridad). Por consiguiente, la BPRZ-AMI tiene un mecanismo incorporado de detección de errores.

6.- Facilidad de detección y decodificación: Como la transmisión unipolar implica transmitir voltaje con sólo una polaridad, un voltaje promedio de cd se asocia con la señal, y es igual a $+V/2$. Suponiendo que haya probabilidades iguales de ocurrencia de unos y ceros, las transmisiones bipolares tienen una componente promedio de cd igual a 0 V. No es deseable que haya una componente de cd, porque polariza la entrada a un detector convencional de umbral, que es un comparador polarizado y podría causar una mala interpretación de la condición lógica de los pulsos recibidos. Así, la transmisión bipolar se adapta mejor a la detección de datos.

5.3.-CLASIFICACIÓN Y CARACTERÍSTICAS DE CÓDIGOS DE LÍNEA. Y APLICACIONES.

Existen dos categorías principales: con retorno a cero (RZ, por sus siglas en inglés: return-to-zero) y sin retorno a cero (NRZ, por sus siglas en inglés: nonreturn-to-zero). Con codificación RZ la forma de onda retorna a un nivel de cero volts. durante una porción (por lo general la mitad) del intervalo de bits. Las formas de onda para la codificación de líneas se pueden clasificar aún más de acuerdo con la regla utilizada para asignar niveles de voltaje que representen datos binarios. A continuación se dan algunos ejemplos:

Señalización unipolar: En la señalización unipolar lógica positiva el 1 binario se presenta con un nivel alto (+A volts) y un 0 binario con un nivel cero. Este tipo de señalización también se llama conmutador de cierre y apertura.

Señalización polar: Los unos y los ceros binarios se representan por medio de niveles positivos y negativos iguales.

Señalización bipolar: (seudoternaria). Los unos binarios se representan por medio de valores alternadamente negativos y positivos. El 0 binario se representa con un nivel cero. El término seudoternario se refiere al uso de tres niveles de señales codificadas para

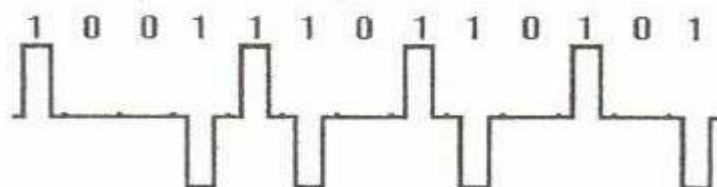
representar datos de dos niveles (binarios). También se le denomina señalización por inversión de marca alternada (AMI, por sus siglas en inglés: alternate mark inversion).

Señalización Manchester: Cada 1 binario se representa con un pulso de periodo de medio bit positivo seguido por un pulso de periodo de medio bit negativo. Del mismo modo el 0 binario se representa con un pulso de periodo de medio bit negativo seguido por un pulso de periodo de medio bit positivo. Este tipo de señalización también se llama codificación de fase desplazada.

También debe señalarse que desafortunadamente, el término bipolar tiene dos definiciones contradictorias en la práctica. En general, el contexto en el que se usa aclara el significado: la industria de la comunicación espacial polar NRZ en ocasiones se designa bipolar NRZ, o simplemente bipolar y en la industria telefónica el término bipolar denota señalización pseudoternaria. Los códigos de línea, también se conocen como por ejemplo: polar NRZ también se conoce como NRZ-L, donde L denota la asignación de nivel lógico normal. Bipolar RZ también se llama RZ-AMI, donde AMI denota inversión por marca alterna (1 binario). Bipolar NRZ se nombra NRZ-M, donde M denota inversión de la marca. Bipolar NRZ de lógica negativa se llama NRZ-S, donde S denota inversión del espacio. Manchester NRZ se llama Bi- ϕ L por bifásico con nivel de lógica normal. Cada código de línea ofrece ventajas y desventajas. Por ejemplo, el código de línea unipolar NRZ tiene la desventaja de utilizar circuitos que requieren sólo un suministro de energía (por ejemplo, un solo suministro de energía de + 5V para circuitos TTL), aunque este código de línea tiene la desventaja de requerir canales acoplados de cd (es decir, respuesta a frecuencias hasta de $f = 0$) porque la forma de onda tiene un valor de cd no cero. El código de línea polar NRZ no requiere un canal acoplado a cd, siempre que los datos fluctúan a menudo entre unos y ceros binarios y se envíen números iguales de unos y ceros binarios. Sin embargo, la circuitería que produce la señal para NRZ requiere un suministro de energía de voltaje negativo lo mismo que un suministro de energía de voltaje positivo. El código de línea Manchester NRZ ofrece la ventaja de que siempre tiene un valor 0 de cd, sin importar la secuencia de los datos, pero tiene dos veces el ancho de banda de los códigos unipolar NRZ o polar NRZ porque los pulsos son de la mitad del ancho. A continuación se hablara brevemente de algunos de los códigos de línea considerados de importancia, los cuales son:

AMI: Los códigos bipolares fueron diseñados para no contener energía de CD (evitando el desvío de CD) utilizando niveles de señal para codificar los datos binarios. Usualmente un cero lógico es codificado con un voltaje de cero volts, mientras un uno lógico es codificado con pulsos de voltaje positivos y negativos de manera alterna comúnmente llamado Inversión de Marcas Alternadas (Alternative Mark Inversion, AMI).

En la siguiente figura se muestra el código AMI:



El espectro de potencia de un código bipolar se puede obtener con la siguiente ecuación:

$$s(w) = \frac{2p(1-p)}{T} |G(w)|^2 \frac{1 - \cos(wT)}{1 - 2(2P-1)\cos(wT) + (2p-1)^2}$$

Dónde P es la probabilidad de un uno (1) y G (w) es el espectro de un pulso individual:

$$G(w) = (T/2) \frac{\text{sen}(wT)}{wT/4}$$

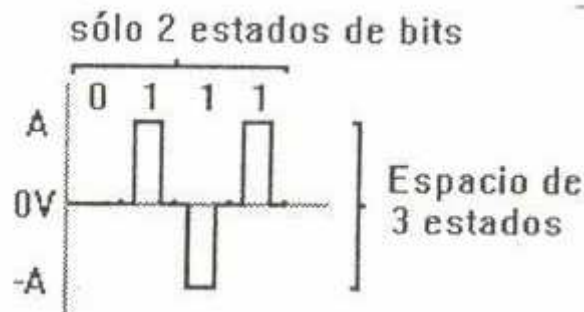
Para pulsos con duración del 50% del periodo completo T.

Los códigos bipolares usan polaridades alternas para codificar las cadenas de unos "1" porque permiten incrementar la aleatoriedad para obtener una sincronía estable, sin embargo una cadena de ceros "0" no contiene información y de esta forma, la sincronía puede ser alterada por el emisor.

Las especificaciones para repetidores de línea T1 mantienen la sincronía durante cadenas no mayores de 15 ceros, lo cuál puede ocurrir entre el slot 24 y el slot 1 cuando contengan los valores 10000000 Y 00000001 respectivamente y cuando el bit F sea cero, es decir entre las tramas.

Códigos de Espacios Redundantes (Códigos Pseudoternarios):

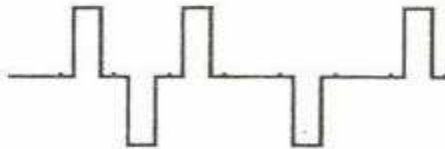
Esencialmente los códigos bipolares usan un código de espacio ternario pero solo dos de las combinaciones durante cualquier intervalo particular de señal esto se observa en la siguiente figura:



Esto implica que los códigos de línea eliminan el corrimiento de CD con un ineficiente y exagerado uso de espacios de código. Sin embargo la redundancia en la forma de onda permite el monitoreo de la calidad de la línea sin necesidad de reconocer la información que se recibe. La transmisión de pulsos por la línea se debe hacer de manera alternada, pero si se detectan 2 pulsos sucesivos de la misma polaridad, se produce un error que es denominado Violación Bipolar. Estas violaciones pueden ser producidas intencionalmente para ser utilizadas como señales de paridad de código de línea ya que algunos sistemas monitorean que la frecuencia de la ocurrencia de estas violaciones no exceda a un nivel determinado y si esto ocurre, se activa una señal de alarma, por ejemplo: En los sistemas de portadora T, las violaciones bipolares son usadas meramente para detectar errores de canal además, por la adición de algunos criterios sofisticados de detección, la misma redundancia puede ser usada para corregir los errores en que se presenten. Siempre que una violación bipolar es detectada, un error ha ocurrido en uno de los bits entre e incluyendo los pulsos que indican la violación. Por sí mismo un pulso puede ser un cero "0" o un cero se presento cuando debía aparecer un pulso de polaridad opuesta, si se examinan los valores

de las muestras, se puede tomar una decisión de acuerdo a la situación en que se presente el error y el bit que más se acerque a este nivel de decisión será el bit de error. Esta técnica utiliza algoritmos de decisión para señales redundantes llamados maximum likelihood o viterbi decoders, Note que este método de corrección de errores implica almacenar las amplitudes de los pulsos ya que de no hacerse la corrección no se podría realizar, sino sólo la detección del error. Otra aplicación de los espacios del código que no son usados en la codificación bipolar es insertar violaciones bipolares que indiquen situaciones especiales tales como marcas de tramas de TDM, condiciones de alarma o códigos especiales para incrementar el contenido de sincronía de las señales de línea. Mientras las violaciones bipolares sean normalmente parte de la fuente, la habilidad de monitorear la calidad de la línea está comprometida cuando las violaciones bipolares ocurren por otras razones como los errores de canal.

Código Pseudo Ternario (ASI): El código de línea de Inversión de Espacios Alternados (Alternate Space Inversion "ASI"), es exactamente el inverso del código de línea AMI, como se puede observar en la siguiente figura:



Este código también es referido como Código Pseudoternario. Los unos lógicos "1" son representados por la ausencia de voltaje; los ceros lógicos, positivos o negativos de 750 mV $\pm 10\%$ a una tasa de 192 kbps según lo indica la recomendación del CCITT 1.430 que especifica la interfaz física usuario (red de acceso básico para la RDSI (ISDN)).

Substitución de N Ceros Binarios (Binary Zero Substitution "BNZS")

Una limitación de la codificación bipolar AMI es la dependencia de una mínima densidad de unos "1" en el código fuente para mantener la sincronía en los repetidores regenerativos. Siempre que las cadenas de ceros producidas por el emisor son mayores que 14 bits. Se presenta una densidad menor de pulsos en la línea incrementando el tiempo de Jitter y produciendo altas tasas de error (Bit Error Rate BER), La substitución de N ceros binarios, permite que una cadena de N ceros sea substituida por una secuencia especial de longitud N que contenga una cantidad específica de pulsos que produzcan violaciones bipolares para su detección. Con esto la densidad de pulsos se incrementa mientras los datos originales se obtienen por el reconocimiento de la secuencia especial reemplazándola por N ceros en el receptor.

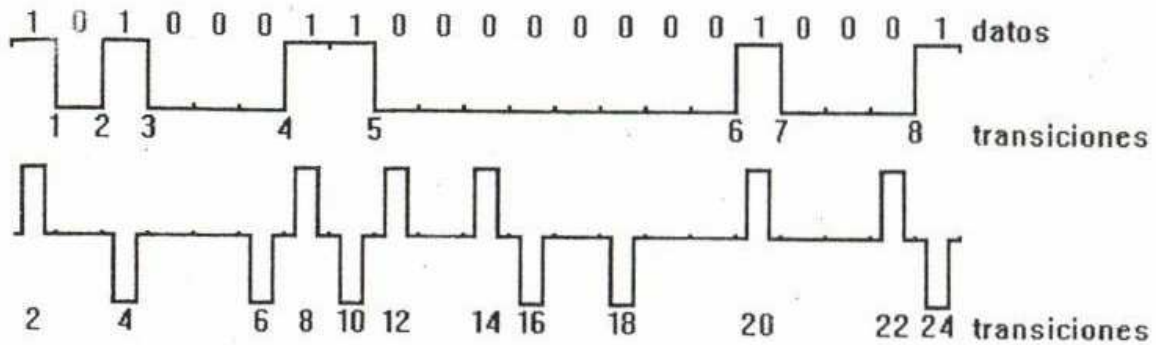
B3ZS: Un ejemplo del algoritmo de substitución de cadenas de ceros es el B3ZS especificado por el estándar G.703 del CCITT, que substituye cadenas de 3 ceros "000". En el código de línea B3ZS, cada cadena de tres ceros "000" en los datos del transmisor son codificados con 00V o B0V dónde 00V consiste de dos intervalos sin pulso (00) seguidos por un pulso que represente una Violación bipolar (V) B0V consiste de un pulso bipolar con la alternancia correcta (B) seguida por un intervalo sin pulso (0) y terminada con un pulso que represente una violación bipolar (V). La utilización de 00V ó B0V depende de la cantidad de pulsos bipolares con la alternancia correcta (B) que hayan ocurrido desde la última violación (V), Con esto, si la cantidad de pulsos (B) es impar se utilizará la

substitución 00V. Si la cantidad de pulsos (B) es par se utilizará la substitución B0V, De esta forma se garantiza que las violaciones intencionales contengan una cantidad impar de intervención de pulsos bipolares. También las violaciones bipolares alternan la polaridad, por lo que el desvío de CD es prevenido. Un número par de pulsos bipolares entre violaciones ocurren sólo como resultado de un error de canal. Además, todas las violaciones intencionales son inmediatamente precedidas por un cero "0", Por lo tanto, con esta permanente redundancia sistemática en el código de línea se facilita el monitoreo del desempeño.

Reglas de substitución del b3zs:

Polaridad del pulso precedente	Número de pulsos bipolares (unos) Desde la última substitución	
	Impar	par
Negativo	00-	+0+
Positivo	00+	-0-

En la siguiente figura se muestra un incremento de transiciones a través de substitución de 3 ceros binarios:



En la figura anterior, se ilustra que la substitución de las cadenas de ceros con violaciones bipolares, incrementan bastante la mínima densidad de pulsos en el código de línea. En efecto, la mínima densidad es 33% mientras la densidad adquirida es aproximadamente 60 %. Con esto el formato B3ZS proporciona una fuerte y continua componente de sincronía. Nótese que todos los algoritmos de codificación BNZS garantizan información de temporización continua sin restricciones en la fuente de datos. Con esto la codificación BNZS soporta cualquier aplicación de una manera completamente transparente.

B6ZS: Otro algoritmo de código BNZS es el B6ZS. Este algoritmo produce violaciones bipolares en la segunda y quinta posición de la secuencia substituida.

Reglas de substitución del B6ZS:

Polaridad del pulso Precedente a la cadena De 6 ceros que será substituida	substitución
Negativo	0-+0+-
Positivo	0+---+

B8ZS: El algoritmo B8ZS es similar al algoritmo B6ZS, tiene violaciones bipolares en las posiciones 4 y 7 en cada substitución. La introducción intencional de violaciones bipolares requiere el reemplazo de las equipos de Monitoreo de violaciones y de desempeño.

Reglas de substitución del B8ZS

Pulso precedente	substitución
Negativo	000-+0+-
Positivo	000+-0-+

Cabe mencionar que los algoritmos de substitución BNZS son ejemplos de códigos de espacio ternario para incrementar el contenido de sincronía de una señal binaria.

HDB3: Otro formato de código BNZS recomendado por el CCITT como código bipolar de alta densidad (High densiti Bipolar Code "HDB" implementado por el CEPT como señal digital primaria) HDB reemplaza cadenas de cuatro ceros con secuencias que contienen violaciones bipolares en la última posición de bits mientras este formato de código intercambia cadenas de ceros mayores de tres ("0000"); es referido también como HDB3. El algoritmo de codificación es básicamente el mismo que el algoritmo del código B3ZS:

	Numero de pulsos (unos)	
	Desde la última substitución	
Polaridad del pulso precedente	impar	par
Negativo	000-	+00+
Positivo	000+	-00-

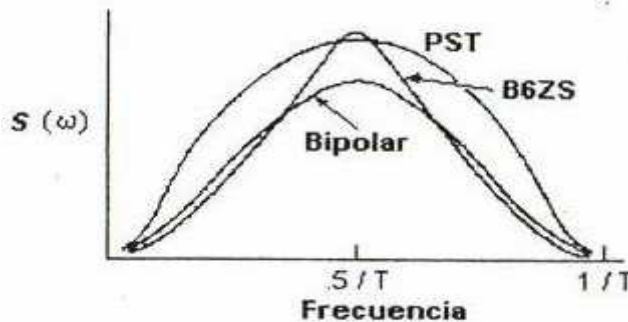
Par Ternario Seleccionado (Pair Selected Ternary PST): También existen los Pares Ternarios Seleccionados (Pair Selected Ternary PST); dónde estos códigos toman pares de datos binarios a la entrada y producen palabras de secuencia de 2 bits de línea, las cuales son trasladadas a 2 dígitos ternarios para la transmisión. Mientras aquí se tienen 9 códigos de 2 dígitos ternarios pero sólo 4 códigos de 2 dígitos binarios, esto es una considerable flexibilidad disponible en la selección de códigos. El formato más usado en esta codificación es mostrado en la siguiente tabla. Este formato particular no sólo asegura una componente estable de sincronía, también previene el desplazamiento de CD por la conmutación de los modos para mantener un balance entre pulsos negativos y positivos. Los códigos son seleccionados de una columna mientras un pulso sencillo es transmitido a la vez. La conmutación entre los modos de codificación permite mandar otro pulso sencillo de polaridad opuesta.

Pares ternarios de 2 bits de línea	
A	B
+	+
+	0
+	-
0	+
0	0
0	-
-	+
-	0
-	-

Una desventaja del PST es que las cadenas de datos de trama deben ser divididas en pares, por lo tanto un PST decodificador debe reconocer y mantener pares limitados. El reconocimiento de los límites no es difícil si los datos aleatorios eventualmente presentan combinaciones (00, ++, --).

ENTRADA BINARIA	MODO +	MODO -
00	-+	-+
01	0+	0-
10	+0	-0
11	+-	+-

El espectro de potencia de un código de línea PST con probabilidad de 50 % para la ocurrencia de unos y Ceros "1", "0". Se observa en la siguiente figura, También se muestra el espectro de potencia del código B6ZS y el código bipolar convencional:



En la figura anterior, se observa que el código bipolar y sus similares, requieren anchos de banda iguales, la única diferencia es que el B6ZS y el PST tienen mayores niveles de energía como resultado de una gran densidad de pulsos. Los altos niveles de energía tienen el indeseable efecto de incrementar la interferencia en cables multipar (crosstalk), sin embargo la degradación por el incremento de crosstalk es algo que se puede estabilizar por el mejoramiento de la precisión del reloj en la muestra recuperada.

Códigos Ternarios: Mientras la codificación bipolar y PST usan espacio ternario para transmitir datos binarios, no puede alcanzar altas tasas de información como sería posible con el uso eficiente de todos los espacios del código. Por ejemplo en un código binario cada

digito sólo puede tomar 2 valores (0 ó 1) y el número de estados que puede representar es 2^n dónde n es el número de dígitos; por ejemplo si $n = 8$ entonces el número de combinaciones es $2^8=256$, pero que sucedería si el número de estados que pudiera tomar cada digito fuera de 3 (+, 0, -); entonces se podrían representar con los mismos 8 dígitos $3^8=6561$ estados, lo cuál sería equivalente e indirectamente proporcional a usar 12 dígitos binarios, es decir 4 dígitos más. Un formato común de códigos ternarios es el que puede representar 4 dígitos binarios en 3 dígitos ternarios (4B3T), es decir, mientras las palabras binarias necesitarían 4 dígitos para representar 16 combinaciones diferentes, una palabra ternaria necesita 3 dígitos para representar hasta 27 combinaciones diferentes, superando en un 68.75 % la capacidad de información transmitida.

Palabras ternarias de 3 bits de línea			Palabras binarias de 3 bits de línea
ABC	ABC	ABC	ABC
+++	-++	0++	000
++-	--+	0+-	001
++0	-+0	0+0	010
+-+	--+	0-+	011
+-0	---	0--	100
+0+	--0	0-0	101
+0-	-0+	00+	110
+00	-0-	00-	111
	-00	000	
TOTAL 27			TOTAL 8

Esto proporciona una considerable flexibilidad para seleccionar los códigos ternarios que representen a cada uno de los 16 estados diferentes. En la siguiente tabla se presenta un posible procedimiento de codificación.

Tabla de codificación para el código de línea 4B3T			
Palabra binaria (disparidad acumulada)	Palabra ternaria		
	-	0	+
0000	---		+++
0001	--0		++0
0010	-0-		+0+
0011	0--		0++
0100	---+		++-
0101	--+		+-+
0110	+--		-++
0111	-00		+00
1000	0-0		0+0
1001	00-		00+
1010		0+-	
1011		0-+	
1100		+0-	

1101		-0+	
1110		+0-	
1111		-+0	

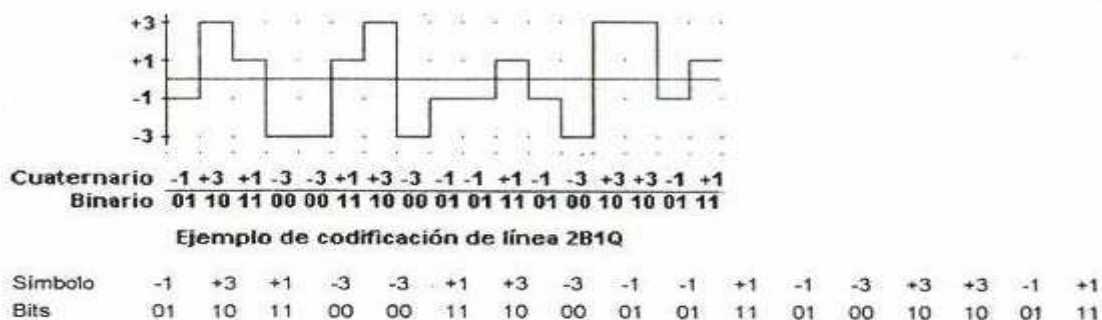
Las palabras ternarias en la columna central son balanceadas en su contenido de CD. Las palabras de las columnas laterales son seleccionadas alternadamente para mantener el balance de CD. Si se han transmitido más pulsos positivos que negativos, entonces se utiliza la columna izquierda, y cuando esta condición se invierte se utiliza la columna de la derecha. La palabra 000 no se utiliza por su carencia de información de sincronía con respecto a las demás. Este tipo de codificación sacrifica la habilidad para monitorear el desempeño. El ancho de banda de este tipo de codificación es del 1.5 % respecto al sistema binario.

Códigos Cuaternarios (2B1Q): Conocida como codificación de 2 Binarios 1 Cuaternario (Two Binary One Quaternary "2B1Q"). Este código proporciona un uso más eficiente del ancho de banda por tener representado en cada elemento de señalización 2 bits en vez de 1. Se usan 4 niveles diferentes de voltaje. Mientras cada elemento de señal de línea puede tomar 1 de 4 valores posibles, 2 bits son transportados en un bit de línea. Se usan 2 niveles de voltaje positivos y 2 niveles negativos correspondiendo un par de bits a cada nivel de voltaje. El primer bit es uno "1" si la polaridad del pulso es positiva, y cero "0" si la polaridad del pulso es negativa. El segundo bit es uno si la magnitud del pulso es .833 V y cero si la magnitud del pulso es 2.5 V. A cada una de las 4 combinaciones de 2 bits le es asignado un símbolo. Los 4 valores listados a continuación, símbolos Cuaternarios en la tabla siguiente pueden ser entendidos como nombres de símbolos, no como valores numéricos.

La siguiente tabla muestra el código 2B1Q.

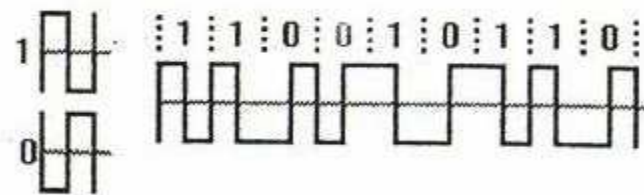
Niveles de señalización 2 Binarios 1 cuaternario 2B1Q			
Primer bit (polaridad)	Segundo bit (magnitud)	Símbolo cuaternario	Nivel de voltaje (volts)
1	0	+3	2.5
1	1	+1	.833
0	1	-1	-.833
0	0	-3	-2.5

La siguiente figura, muestra de manera ilustrativa un ejemplo de codificación 2B1Q:



Con 2B1Q, nosotros vemos una distinción entre la tasa de datos y la tasa de modulación. La tasa de datos expresada en bits por segundo (bps) es la tasa a la cuál se transmiten los valores de bits. La tasa de modulación es expresada en baudios, es la tasa a la cuál los elementos de señal son generados. En general $D=R/b=R/(\log_2 L)$ donde D = tasa de modulación (baudios), R =tasa de datos (bps), L =Número de elementos de señal diferentes, y b =Número de bits por elemento de señal. La ventaja de este tipo de codificación es, en general, que el ancho de banda de la señal correspondiente comparado con NRZ, es igual al ancho de banda de NRZ dividido por el número de bits por elemento de Señal. Con esto, 2B1Q usará (aproximadamente) sólo la mitad del ancho de banda de NRZ. En el esquema de codificación 2B1Q, previo a la transmisión, los datos son reordenados y entonces son subsecuentemente des-reordenados en la recepción. Esto ayuda al receptor en la extracción de la información de temporización, también mejora las características espectral de señal proporcionándole una distribución de potencia más uniforme, como oposición a la fuerza potencial de las líneas espectrales discretas en datos no reordenados.

Códigos Bifásicos Digitales: La codificación bipolar y sus extensiones BNZS y PST usan niveles de codificación extra por su flexibilidad, para obtener características tales como: transiciones de temporización, eliminación de desvíos de CD y monitoreo de desempeño. Estas características son obtenidas por el incremento del espacio del código pero no por el incremento del ancho de banda. Muchas variedades de códigos de línea alcanzan una sincronía estable y eliminan el desvío de CD por el incremento del ancho de banda de la señal mientras usan sólo 2 niveles para datos binarios. Uno de estos códigos es el código digital bifásico, también referido como "bifásico" o "Manchester". Un código digital bifásico usa sólo un ciclo de onda cuadrada a una fase particular para codificar un uno "1" y un ciclo de fase opuesta para codificar un cero "0". Un ejemplo de codificación bifásica se muestra en la siguiente figura y en esta codificación existe transición al centro de cada intervalo de señal, presentando una componente de temporización muy estable en el espectro. Además las señales de cero lógico "0" y uno lógico "1" contienen la misma cantidad de polaridad positiva y negativa por lo que el desvío de CD no se presenta.



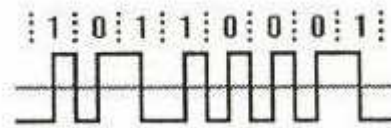
Sin embargo un código bifásico digital no contiene redundancia para facilitar el monitoreo de desempeño. Si deseara el monitoreo del desempeño en servicio, se deberían insertar bits de paridad en la cadena de datos, o se debería monitorear la calidad de los pulsos.

Codificación Diferencial: Una limitación de las señales NRZ y digitales bifásicas es que la señal para un uno 1, es exactamente el negativo de la señal para cero "0" por lo que para muchos medios de transmisión puede ser imposible determinar una polaridad absoluta o una fase de referencia; por lo que el decodificador puede llegar a decodificar todos los unos "1" como ceros "0" y viceversa. El remedio para esta ambigüedad es usar codificación diferencial cuando se codifique un uno "1" con un cambio de estado y que cuando se

codifique un cero "0" no se efectúe ningún cambio de estado. De esta forma no se necesita una referencia absoluta para decodificar la señal. Así, el decodificador sólo detecta el estado de cada intervalo de señal y compara con el estado del intervalo previo; si ocurrió un cambio se decodifica un uno "1", el otro caso se decodifica un cero. Los datos codificados diferencialmente son generados por $e_n = d_n \oplus e_{n-1}$ donde \oplus es un sumador de módulo 2 ó una operación de compuerta OR Exclusiva.

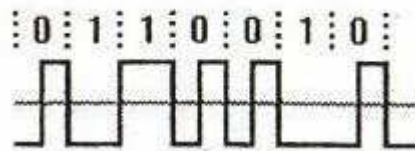
Los datos codificados recibidos son decodificados por $d_n' = e_n \oplus e_{n-1}'$ donde el apóstrofe denota datos en extremo de recepción. La codificación y decodificación diferencial no modifica el espectro codificado de datos puramente aleatorios, pero duplican la tasa de error debido a que si el detector comete un error en la estimación del estado de un intervalo también comete un error en el siguiente intervalo.

En la siguiente figura se ilustra un ejemplo de codificación diferencial bifásica (Todas las señales de codificación bifásica diferencial contienen una transición al centro del intervalo pero sólo los ceros tienen una transición al principio del intervalo).



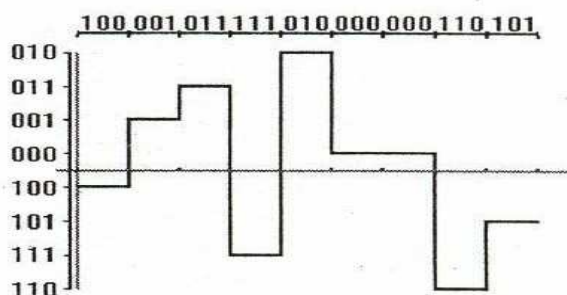
Inversión de Marcas Codificadas (CMI): Una variedad de códigos de línea han evolucionado. Similares a los códigos bifásicos descritos. Uno de estos es referido también como Inversión de Marcas Codificadas (Coded Mark Inversión "CMI") en las recomendaciones del CCITT. La Inversión de Marcas Codificadas codifica un uno (marca) "1" como un nivel de NRZ opuesto al nivel del uno anterior. Los ceros son codificados como medio ciclo de señal cuadrada de una fase particular fija. En esta codificación no hay energía de CD en la señal y existe una abundancia de transiciones como en las señales bifásicas. Además aquí no hay confusión entre uno "1" y cero "0" pero se genera una gran desventaja, el error es 3 dB peor que en la codificación bifásica cuando se usa la detección bit por bit. La deficiencia se presenta porque para un medio de intervalo, un uno "1" aparece igual que un cero "0". Debido a que el CMI tiene redundancia, parte de la ineficiencia puede ser recuperada por una detección Viterbi. Esta codificación está especificada para la señalización múltiple de cuarto orden del CCITT a 139.264 Mbps.

A continuación se muestra una figura de este tipo de codificación:



Señalización Multinivel: En los códigos de línea generalmente se asumen 2 niveles de señalización (binarios), sin embargo en aplicaciones donde el ancho de banda es limitado pero se desean altas tasas de datos. El número de niveles puede ser incrementado mientras se mantiene la misma tasa de señalización. La tasa de datos R presentada por un sistema multinivel es $R = \log_2(L) \cdot (1/T)$ donde L = número de niveles que pueden ser libremente escogidos durante el intervalo y T = Intervalo de la señal. La tasa de señalización $1/T$ es

referida también como la tasa de símbolo y es medida en Baudios, Dentro de la Industria de las comunicaciones comúnmente se usa el término Baudio como sinónimo de la tasa de bits. Pero estrictamente hablando. La tasa de bits sólo será igual a la tasa de baudios si la señalización binaria es usada como un solo bit por intervalo de señal. En la siguiente figura se muestra el ejemplo de un código de 8 niveles de transmisión que envuelve 3 bits por intervalo de señal (3 bits por Baudio):



Los sistemas multinivel alcanzan altas tasas de datos dentro de un ancho de banda establecido que requiere una gran relación señal a ruido para una tasa de error establecida. Un aspecto del cableado de línea que favorece la codificación multinivel de línea es la baja tasa de baudios para una tasa de datos dada, lo cuál reduce el crosstalk a un nivel insignificante.

Códigos de Línea para Transmisión por Fibras Ópticas: Estos códigos de línea deben satisfacer los mismos requerimientos básicos que los códigos de línea en transmisiones eléctricas, por lo que algunos sistemas de Fibra Óptica usan códigos de línea descritos anteriormente. Algunos códigos de línea se han desarrollado específicamente para aplicaciones de Fibra Óptica. Los emisores y detectores ópticos no son usados en su forma lineal sino en su forma discreta, esto significa que sólo manejan 2 estados; encendido y apagado (1 y 0) generando un código de línea de 2 niveles. Si se considera el amplio ancho de banda disponible, los códigos de línea multinivel son usualmente innecesarios y las transiciones adicionales pueden ser incluidas en el código de línea sin una infracción significativa. Una excepción para la disponibilidad del ancho de banda libre, ocurre en los sistemas submarinos dónde el espacio máximo entre los repetidores se obtiene de la minimización del ancho de banda de la señal óptica. Una propiedad de detección óptica directa muy utilizada es la ausencia de cualquier ambigüedad de Polaridad, cuál es insignificante al transmisor y al receptor haciendo innecesario al código diferencial. Además esto es usualmente deseable para las etapas de amplificadores de acoplo de CA en los receptores, lo cuál permite que las amplitudes de los pulsos eléctricos en los comparadores de detección sean dependientes de las densidad de pulsos eléctricos. En todas estas restricciones son típicamente fáciles de entender con su contraparte en los sistemas cableados, así los códigos de línea para sistemas de fibra pueden tolerar grandes cantidades de variación de CD. Nótese que en los sistemas de Fibra Óptica, los códigos Manchester e Inversión de Marcas Codificadas tienen niveles de CD invariables iguales a un medio de la amplitud de pulso. Algunos otros códigos de línea usados en Fibra Óptica, permiten algunas variaciones en el promedio de nivel de CD. Algunas veces estos códigos de línea son referidos como Códigos de línea Restringidos en CD, porque estas variaciones son controladas. Las aplicaciones de transmisión por Fibra Óptica que no requieren un espacio máximo de repetidores o tasas máximas de datos, típicamente usan códigos de línea de

Inversión de Marcas Codificadas o Manchester (bifásico) porque estos códigos proporcionan un gran contenido de temporización y una completa restricción de nivel de CD (50%encendido). Un ejemplo del uso de Inversión de Marcas Codificadas es un enlace interurbano de alta velocidad desarrollado por NTT de Japón. Los códigos de línea de Inversión de Marcas Codificadas y Manchester experimentan el proceso de límite de pérdidas y limite de dispersión. El peor caso de límite de pérdidas aparece porque el receptor debe detectar pulsos ópticos con una duración igual al medio intervalo (con sensibilidad de un código de retorno a cero RZ). El limite de dispersión de un Código de línea Manchester o uno de Inversión de Marcas Codificadas es actualmente la mitad del limite de dispersión de un código de No Retorno a Cero "NRZ" porque la tasa de símbolos es esencialmente doblada (cada intervalo de bits es dividido en mitades por la necesidad de detectar un pulso o un espacio en ambas mitades). Con esto el Producto Ancho de Banda-Distancia de los códigos Manchester o Inversión de Marcas Codificadas puede ser determinado como $PABD-MIMC = 125/(D \Delta \lambda)$ Gbps. De esta discusión se puede observar que cuando el desempeño es más importante que el bajo costo, se necesitan algunos otros códigos de línea. 3 códigos de línea básicos son comúnmente usados; Reordenamiento de No Retorno a Cero (Scrambled NRZ), reordenamiento de Retorno a Cero (Scrambled RZ) o alguna variación de un nuevo código referido también como un código de línea mBnB. La elección de un código de NRZ o RZ es primeramente basado en si el sistema es limitado en pérdidas o limitado en dispersión. Los sistemas limitados en pérdidas usan códigos de línea NRZ mientras los sistemas limitados en dispersión usan códigos de línea RZ. Un reordenador es usado típicamente para mejorar la recuperación de temporización y controlar el desvío de CD, en un sentido estadístico (pero no en un sentido absoluto), pero que aseguran una cantidad mínima de transiciones sobre todo en las cadenas de datos provistas de alguna seguridad para la cadena de datos que no pueden modificarse.

Códigos de Línea mBnB: Como una alternativa para sustituir a los reordenadores para asegurar las transiciones de temporización una nueva clase de códigos de línea ha sido desarrollada, esta codifica m datos binarios en bloques de n bits de línea binarios (mBnB) donde $m < n$. Porque sólo 2^m códigos de datos pueden ser seleccionados de 2^n códigos en cada bloque, esto permite flexibilidad de codificación para controlar la temporización y el desvío de CD. Por ejemplo si $m = 4$ y $n = 5$, 16 códigos de datos deben ser elegidos del grupo de 32 códigos; (5 bits de línea). Un caso específico es el proporcionado en la siguiente tabla, la cuál ilustra el código de línea seleccionado para el estándar de Interfaz de Datos Distribuidos por Fibra (Fiber Distributed Data Interfaz, FDDI).

Tabla de asignaciones del código de línea FDDI 4B5B				
DECIMAL	BINARIO	SIMBOLO	NOMBRE	ASIGNACION FUNCIONAL
0	00000	Q	QUIET	SIMBOLO DE ESTADO DE LINEA
1	00001	V	VIOLACION	NO ASIGNADO
2	00010	V	VIOLACION	NO ASIGNADO
3	00011	V	VIOLACION	NO ASIGNADO
4	00100	H	HALT	SIMBOLO DE ESTADO DE LINEA
5	00101	L		
6	00110	V	VIOLACION	NO ASIGNADO
7	00111	R	RESET	INDICADOR DE CONTROL
8	01000	V	VIOLACION	NO ASIGNADO

9	01001	1		SIMBOLO DE DATOS 0001
10	01010	4		SIMBOLO DE DATOS 0100
11	01011	5		SIMBOLO DE DATOS 0101
12	01100	V	VIOLACION	NO ASIGNADO
13	01101	T		DELIMITADOR END
14	01110	6		SIMBOLO DE DATOS 0110
15	01111	7		SIMBOLO DE DATOS 0111
16	10000	V	VIOLACION	NO ASIGNADO
17	10001	K		DELIMITACION START
18	10010	8		SIMBOLO DE DATOS 1000
19	10011	9		SIMBOLO DE DATOS 1001
20	10100	2		SIMBOLO DE DATOS 0010
21	10101	3		SIMBOLO DE DATOS 0011
22	10110	A		SIMBOLO DE DATOS 1010
23	10111	B		SIMBOLO DE DATOS 1011
24	11000	J	SET	DELIMITADOR START
25	11001	S	SET	INDICADOR DE CONTROL
26	11010	C		SIMBOLO DE DATOS 1100
27	11011	D		SIMBOLO DE DATOS 1101
28	11100	E		SIMBOLO DE DATOS 1110
29	11101	F		SIMBOLO DE DATOS 1111
30	11110	0		SIMBOLO DE DATOS 0000
31	11111	I	IDLE	SIMBOLO DE ESTADO DE LINEA

Los criterios de asignación de código en la tabla anterior son los siguientes.

- 1.- El código de espacio es usado para control así como para datos.
- 2.- Cuando se transmiten datos, la mínima densidad de pulso es 40 % y esta no puede ser nunca más de 3 intervalos sin un pulso.
- 3.- La componente de CD es restringida a permanecer entre un mínimo de 40 % de pulsos y un máximo de 60% de pulsos (un rango de esto es un quinto de una cadena de datos aleatoria restringida).

Los criterios del código de línea 4B5B descritos anteriormente son obtenidos a expensas de un 25 % de incremento de la tasa de datos en la línea. Por comparar, un código de línea bifásico (Manchester) y el código de Inversión de Marcas Codificadas pueden ser representados como códigos de línea 1B2B con las asignaciones de código representadas en las siguientes tablas respectivamente. Nótese que ambos códigos existen a expensas de un incremento de la tasa de datos en la línea del 100%.

CODIGO DE LINEA DIGITAL BIFASICO MANCHESTER 1B2B:

DECIMAL	BINARIO	ASIGNACION FUNCIONAL
0	00	NO ASIGNADO
1	01	SIMBOLO DE DATOS 0
2	10	SIMBOLO DE DATOS 1
3	11	NO ASIGNADO

CODIGO DE LINEA DE INVERSION DE MARCAS CODIFICADAS 1B2B:

DECIMAL	BINARIO	ASIGNACION FUNCIONAL
0	00	SIMBOLO DE DATO 1 (SI PREVIAMENTE SE ENVIO 11)
1	01	SIMBOLO DE DATO 0
2	10	NO ASIGNADO
3	11	SIMBOLO DE DATO 1 (SI PREVIAMENTE SE ENVIO 00)

Debido a que el código de línea 4B5B definido por FDDI es dedicado a una aplicación específica, esta contiene Códigos para control así como para datos. El código 5B6B mostrado en la siguiente tabla es propuesto sólo para transmisión y por lo tanto no puede asignar códigos de espacio para control. Nótese que las asignaciones de código 5B6B están hechas de manera que el nivel de CD es fijo al 50 % pero la máxima longitud de espacios es de 6. Hasta aquí, el estrecho control del nivel de CD se hace a expensas del incremento del peor caso de duración entre pulsos.

Tabla de asignaciones del código de línea 5B6B			
ENTRADA 5B	SALIDA 6B	ENTRADA 5B	SALIDA 6B
00000	011101/100010	10000	111010/001001
00001	101110/010001	10001	100011
00010	010111/101000	10010	100101
00011	000111	10011	100110
00100	101011/010100	10100	101001
00101	001011	10101	101010
00110	001101	10110	101100
00111	001110	10111	011011/100100
01000	110101/001010	11000	110001
01001	010011	11001	110010
01010	010101	11010	110100
01011	010110	11011	101101/010010
01100	011001	11100	111000
01101	011010	11101	110011/001100
01110	011100	11110	101101/010010
01111	110110/001001	11111	100111/011000

Una salida código 1 / código 0 debe alternarse entre el código con 4 unos y el código con 2 unos para mantenerse el balance de CD. Entre otros códigos de línea el 5B6B y el 7B8B han sido usados extensamente en Europa. Ejemplos del Uso de: 7B8B son sistemas terrestres de 565 Mbps desarrollados por British Telecom y un sistema submarino NL1 de 280 Mbps desarrollado por STC de Gran Bretaña. Los ejemplos 4B5B y 5B6B usan bloques de salida que son sólo 1 bit mayores que los bloques de entrada. Pero se adquiere una considerable flexibilidad cuando el bloque de salida es mayor de un bit de longitud que el bloque de entrada. Como un ejemplo, un código 6B8B permite 64 códigos de entrada para ser codificados con un código de salida que contiene exactamente 4 unos en cada

código (el número de combinaciones de 4 unos en 8 bits es de 70), con esto el desvío de CD es mantenido sin tener que alternar entre códigos de baja y alta densidad.

Por ultimo se hablara del llamado:

Códigos de Inserción de Bits: los códigos mBnB descritos, tienen una desventaja significativa, son difíciles de implementar en cadenas de datos de alta velocidad (en aplicaciones de baja velocidad, la implementación con pequeñas memorias ROM es trivial.) En enlaces de alta velocidad, por lo tanto, usan otro tipo de códigos referidos también como códigos de inserción de bits. Estos códigos son actualmente casos especiales de códigos mBnB con $n = m+1$ y el código seleccionado así como la lógica codificador es ampliamente simplificada. El primer código de inserción de bits a ser considerado es el código mB1P. El cual nuevamente inserta un bit de paridad impar cada m bits de la fuente de datos. La paridad impar asegura que el último uno "1" es incluido en el Campo de paridad de $m + 1$ bits. Como un punto de referencia, note que el código de línea digital bifásico (Manchester) es un código de línea 1B1P. Un ejemplo simple de código de inserción de bits descrito por ingenieros de NTT en Japón es el código mB1C, el cual nuevamente inserta un bit después de cada m bits de origen "El valor de cuál es el complemento del bit Precedente inmediato". Con esto el bit adicionado siempre fuerza a una transición de datos y es muy fácil de implementar. Una desventaja obvia de la simplicidad es la pérdida de monitoreabilidad sobre los primeros m-1 bits de un bloque. Note que un código de línea bifásico es un caso degenerado de un código de línea Mb1C. con $m = 1$. Un ejemplo del uso de un código de línea 10B1C es el sistema F-1.6G de NTT en Japón.

CAPITULO 6: MODULACION DIGITAL

6.1.- NECESIDAD DE LA MODULACIÓN.

La necesidad de la modulación radica en que es un proceso que consiste en combinar una señal que representa los datos (moduladora) con otra (portadora). La señal obtenida (señal modulada) es susceptible de ser transmitida por un medio por el que, en un principio, no se podría hacer. En definitiva, la modulación permite la adaptación de una señal a un medio de transmisión, siendo una tecnología muy frecuente en telecomunicaciones, se aplica en radio, en televisión y en informática. La técnica de modulación permite hacer viajar algunas informaciones por sitios por donde no viajarían en condiciones normales. Pues lo que hace la modulación sería, algo que no puede viajar, lo subimos a un portador, y ya puede viajar. El objeto de la transmisión se denomina señal moduladora y a lo que le permite viajar es la señal portadora. Por ejemplo, si deseamos enviar música muy lejos, caso de la radio, no nos sirve con un enorme altavoz, los que estuvieran cerca se quedarían sordos pero el sonido no llegaría más que unos centenares de metros. Sin embargo, las ondas de radio se pueden transmitir muy lejos pero el oído humano no las puede oír, no están en nuestro rango de frecuencias. La modulación combina esta música que deseamos emitir con las ondas de radio que la transportarán. Las técnicas de modulación, en el mundo analógico y digital, son: Modulación de Amplitud, Modulación de Frecuencia y Modulación de Fase. Podemos caracterizar una onda, en un instante dado, por su frecuencia (hercios) amplitud (voltios) y fase (grados respecto a un origen de tiempos); por lo tanto, estos parámetros son los únicos que podemos variar para que incorporen la información que debe transmitir la onda portadora. La portadora es una onda sinusoidal caracterizada por su amplitud (A), frecuencia, (f) y fase (ϕ), según la siguiente relación:

$$F(t) = A \cos (2\pi f t + \phi)$$

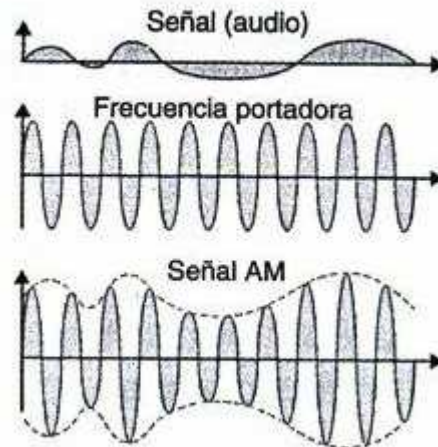
6.2.- MODULACIÓN EN AMPLITUD: BINARIA M-ARIA Y EN CUADRATURA. DEMODULACIÓN SÍNCRONA Y ASÍNCRONA.

En los siguientes subtemas, se habla sobre diferentes métodos de modulación y tales métodos de modulación son aplicables a un conjunto de Modulador-Demodulador comúnmente conocido como MÓDEM, el cual es un equipo para la transmisión de datos que, en el sentido de transmisión convierte las señales digitales en analógicas capaces de ser transportadas por la red y, en el sentido de recepción, realiza el proceso inverso para recuperar los datos transmitidos. Los módems actuales combinan la modulación en amplitud, fase, frecuencia.

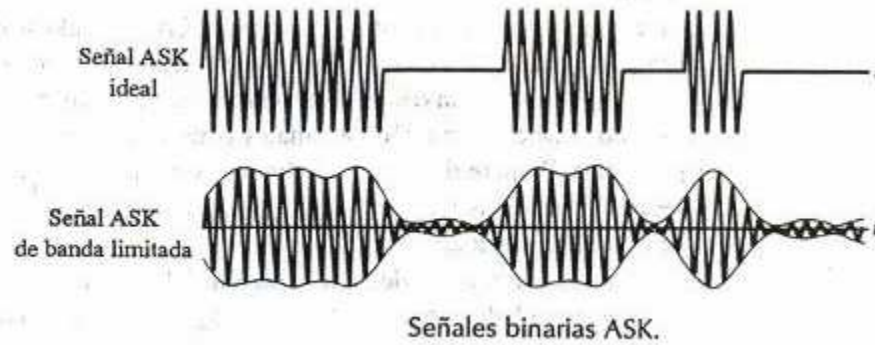
Modulación de Amplitud (AM): El mensaje se envía al cambiar la amplitud de la portadora proporcionalmente con la señal de transmisión deseada. Si cambia la amplitud, el resultado es la modulación de amplitud. La modulación, AM, se utiliza en muchos servicios de radiotelefonía, incluidas las emisiones normales de radio. La AM también se emplea en la telefonía por onda portadora, en la que la portadora modulada se transmite por cable, y

en la transmisión de imágenes estáticas a través de cable o radio. La información transportada por una onda modulada se devuelve a su forma original mediante el proceso inverso, denominado demodulación o detección. En la siguiente figura se muestra las ondas de radio (señal portadora) y en la parte de abajo la señal moduladora.

Modulación de Amplitud



Modulación de Amplitud (ASK): A esta también se le denomina conmutación en amplitud, para comprender esta tomemos un ejemplo: Vamos a imaginar que estamos en nuestra casa con nuestra PC y queremos conectarnos con el banco para saber cómo está nuestra cuenta corriente. En la mayoría de los casos no tendremos una línea digital, sino que será una línea telefónica analógica desde la que podemos llamar a la central de datos del banco. La línea telefónica transmite sonidos, entre 300 y 3400 Hz, sin embargo, los ordenadores ó PC, operan en código binario. Puesto que la línea sólo puede emitir sonidos, se intercala entre el ordenador ó PC, y la línea algo que transforme a ondas de sonido el lenguaje binario. Por ejemplo, que cuando tengamos que enviar un 0 emita un sonido suave y cuando tengamos que mandar un 1 envíe un sonido más fuerte. Es decir, ponemos un modulador, la técnica es la misma, pero variando la amplitud. Esta modulación que podría recibir el nombre de modulación en amplitud, para definir su naturaleza digital se denomina ASK (Amplitude-Shift Keying) por similitud a lo que se hacía con el manipulador del código Morse (Morse Key) en telegrafía. A cada valor de la señal de datos se le hace corresponder diferentes valores de amplitud de la señal portadora. Esta modulación, por sí sola, no se suele emplear en la comunicación de datos debido a que es muy sensible al ruido eléctrico y los errores resultantes originarían un rendimiento muy bajo en la transmisión de información. En la conmutación de amplitud, la amplitud de una señal portadora de alta frecuencia se conmuta entre dos o más valores en respuesta al código PCM. Para el caso binario, la elección usual es la conmutación encendido-apagado (Que es la ASK, que a veces se abrevia OOK, on-off keying). La señal modulada en amplitud resultante consta de pulsos de RF, llamados marcas, que representan unos binarios, y espacios que representan ceros binarios. En la figura siguiente se muestra una señal ASK para un código PCM dado, Como en AM, el ancho de banda en banda base se duplica en ASK:



La señal ASK para un pulso (para un 1 binario) se puede escribir como

$$\phi(t) = \begin{cases} A \sin \omega_c t & 0 < t \leq T \\ 0 & \text{en otro caso} \end{cases}$$

La respuesta al impulso del filtro acoplado para detección óptima de esta señal ASK en presencia de ruido blanco es, excepto por una constante arbitraria:

$$h(t) = \phi(T-t)$$

La salida del filtro acoplado para la entrada (sin ruido) $\phi(t)$ es:

$$y(t) = \phi(t) * h(t) = \int_{-\infty}^{\infty} \phi(\tau) \phi(T-t+\tau) d\tau = r_{\phi}(T-t)$$

Donde $r_{\phi}(t)$ es la función de autocorrelación en el tiempo para la señal de energía finita $\phi(t)$, entonces el tiempo óptimo de decisión es para $t = T$, así:

$$y(t) = r_{\phi}(0) = E$$

En si la señal de energía es:

$$E = \int_0^T A^2 \sin^2 \omega_c t dt = A^2 T / 2$$

El receptor debe tomar una decisión en $t = T$, basado en las dos posibilidades, $y(t) = n_o(T)$ y $y(T) = E + n_o(T)$. Para unos y ceros con igual probabilidad en la fuente y ruido con una función de densidad de probabilidad simétrica, el umbral de decisión óptima se fija en $E/2$. Por tanto, el cálculo de la probabilidad neta de error se reduce a la del sistema encendido-apagado en banda base. Para el ruido de distribución gaussiana se encuentra que esto da:

$$P_e = Q\left(\sqrt{\frac{E}{2\eta}}\right)$$

Para llevar a cabo comparaciones con otros sistemas, la probabilidad de error se expresa en términos del promedio de energía de la señal por bit, $E_{PROM} = ST$, por lo que la ecuación anterior se puede describir como:

$$P_e = Q\left(\sqrt{\frac{E_{avg}}{\eta}}\right)$$

La potencia promedio de la señal es $S = (1/2)(A^2/2)$; como antes, $N = \eta B$, y si se supone un muestreo de Nyquist, $B = 1/(2T)$, por lo que se puede reescribir la ecuación nuevamente en términos de la razón señal a ruido promedio:

$$Pe = Q\left(\sqrt{\frac{S}{2N}}\right)$$

De este resultado, se concluye que el sistema ASK equivale a un sistema encendido-apagado en banda base en términos de la razón señal a ruido promedio necesaria para una probabilidad de error dada. Nótese, sin embargo, que la razón señal a ruido pico necesaria aumenta por un factor de 2 (es decir, 3 dB). La detección por filtro acoplado de la ASK es, en esencia, una detección sincrona. Para unos y ceros equiprobables, el resultado es:

$$Pe = \frac{1}{2} \exp\left(-\frac{E}{4\eta}\right) + \frac{1}{2} Q\left(\sqrt{\frac{E}{2\eta}}\right)$$

Se ve que para $Pe < 10^{-4}$, las razones señal a ruido son lo bastante altas para que sólo exista una pérdida de 1 dB (o menos) por la utilización del detector de envolvente. La densidad espectral de potencia de la ASK se centra en w_c y tiene una forma idéntica a la señal encendido-apagado en banda base correspondiente. Como el ancho de banda se duplicó en el proceso de modulación, la eficiencia teórica máxima del ancho de banda es de 1 bps/Hz. Un valor típico para los sistemas en operación es de dos a tres veces este ancho de banda.

M-ARIA: En los sistemas de comunicaciones PCM, durante cada intervalo de T segundos se transmite sólo una de dos señales posibles. A la señal que podría enviarse en un intervalo de T segundos se le llama símbolo. En un sistema de transmisión binario sólo se usan dos símbolos (por ejemplo $\pm A$) La tasa de símbolos (baud) es de $(1/T)$ símbolos por segundo. Por ejemplo, en un sistema de 300 baud, los símbolos se envían a razón de 300 por segundo. En la señalización M-aria, durante cada intervalo de T segundos se transmite uno de M símbolos posibles. En sistemas de transmisión en banda base, cada símbolo corresponde a uno de M niveles distintos. Sin embargo, las transmisiones M-arias no se restringen a variaciones amplitud-nivel. Se podría, por ejemplo, variar la amplitud, la frecuencia y la fase de la señal senoidal para formar los diversos símbolos. Es conveniente considerar todas las operaciones de muestreo y multiplexión efectuadas por las señales binarias y considerar después una corriente de bits aplicada a un codificador M-ario antes de la transmisión. Además, éste resulta ser el caso usual en sistemas en operación. Por ejemplo, en la transmisión cuaternaria ($M = 4$) se podrían asignar los agrupamientos binarios 00, 01, 10 Y 11 a los niveles A, B, E y D, respectivamente. Cada posible nivel de salida A, B, E, D se transmite en un intervalo de T segundos. Si se dispone de un ancho de banda de canal de B Hz para la transmisión, la tasa de Nyquist es de $1/T = 2B$ símbolos por segundo. En la señalización M-aria, cada símbolo representa $\log_2 M$ bits de información y se puede codificar únicamente en $1 - \log_2 M$ niveles ($M=2^l$). Se deduce que la velocidad de bits equivalente es de $2B \ell$ bps. Por tanto, el ancho de banda necesario para la señalización M-aria con una tasa de información fija es inversamente proporcional a ℓ . Por ejemplo, sea B_2 el ancho de banda requerido para un sistema binario PCM; entonces, $B = B_2/\ell$, es el ancho de banda necesario para que un sistema M-ario transmita información a la misma velocidad que el binario. Como el ancho de banda necesario para transmitir es proporcional a $1/T$ (baud), pero la información transmitida es proporcional a la tasa de bits ($\log_2 M$)/T, se ve que los sistemas M-arios proporcionan un medio de aumentar la tasa de transmisión

de información dentro de un ancho de banda dado. Sin embargo, este aumento se obtiene a expensas de potencia agregada al transmisor y de una mayor complejidad del sistema. Además. La interferencia entre símbolos es también un problema en los sistema M-arios Sin embargo, es difícil obtener resultados matemáticos para los efectos de la ISI en sistemas M-arios, y estos efectos suelen estudiarse utilizando simulación de sistemas y programas de computador para generar diagramas oculares de niveles múltiples. En un análisis de la señalización M-aria, se supone que el espaciamiento de los niveles de amplitud es uniforme y que los M niveles se centran en cero. Por conveniencia, se supone también que M es un entero par (el caso usual es que M sea una potencia de 2, o $M = 2^\ell$, donde ℓ es un entero). Designando como A, el espacio entre niveles adyacentes, se halla que los diversos niveles son:

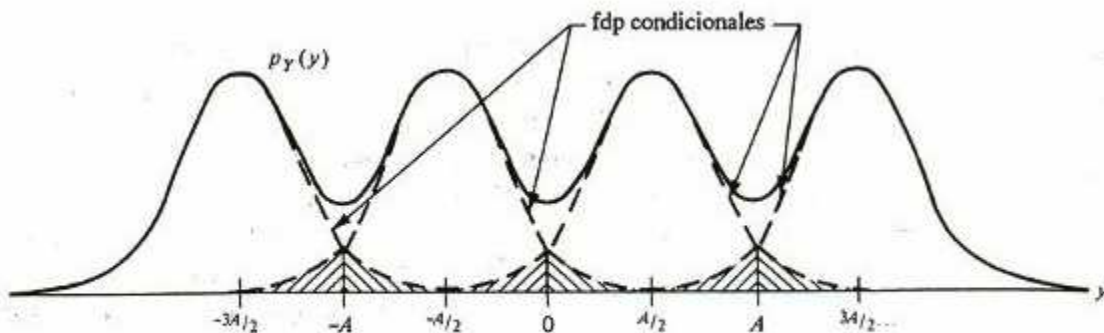
$$A_j = \pm \frac{A}{2}, \pm \frac{3A}{2}, \pm \frac{5A}{2}, \dots, \pm \frac{(M-1)A}{2}$$

Suponiendo que los M niveles son equiprobables, se obtiene la potencia promedio de la señal:

$$S = \frac{2}{M} \left\{ \left(\frac{A}{2} \right)^2 + \left(\frac{3A}{2} \right)^2 + \dots + \left[\frac{(M-1)A}{2} \right]^2 \right\}$$

$$S = \frac{M^2 - 1}{3} \left(\frac{A}{2} \right)^2$$

Por lo tanto, para un espaciamiento de los niveles dado, la potencia transmitida crece aproximadamente en proporción al cuadrado del número de niveles. Ahora, se supone que $M = 4$ (un sistema cuaternario) y que los niveles de señalización son $-3A/2, -A/2, A/2, 3A/2$. Por conveniencia se indican los símbolos correspondientes A, B, C, D, respectivamente. Se supone también que el ruido aditivo presente tiene distribución gaussiana con valor medio cero y varianza σ^2 . En la figura siguiente se muestra la función de densidad de probabilidad para el caso en que los cuatro símbolos son equiprobables. Como los símbolos se eligieron equiprobables, los niveles de umbral óptimos están a medio camino entre niveles. Notando que en la siguiente figura, hay seis áreas iguales que deben incluirse en el cálculo de la probabilidad de error, tenemos:



Función de densidad de probabilidad para señal más ruido en un sistema M-ario, $M = 4$.

$$P_{\mathcal{E}} = (6) \left(\frac{1}{4} \right) \int_A^{\infty} \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma}} e^{-[y-(A/2)^2/(2\sigma^2)]} dy$$

Con el cambio de variable, $z = (A/2)/\sigma$, quedando así:

$$P_{\mathcal{E}} = \frac{3}{2} \int_{A/(2\sigma)}^{\infty} \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma}} e^{-z^2/2} dz$$

$$P_{\mathcal{E}} = \frac{3}{2} Q\left(\frac{A}{2\sigma}\right)$$

El factor 3/2, surgió de contar las áreas indicadas en la figura anterior y multiplicar este número por 1/M (porque todos los símbolos son equiprobables). Considerando que en general hay $2(M - 1)$ áreas que contar, se ve que la ecuación:

$$P_{\mathcal{E}} = (6) \left(\frac{1}{4} \right) \int_A^{\infty} \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma}} e^{-[y-(A/2)^2/(2\sigma^2)]} dy$$

Puede ampliarse al caso M-ario para obtener:

$$P_e = \frac{2(M-1)}{M} Q\left(\frac{A}{2\sigma}\right)$$

Por lo tanto, la probabilidad de error aumenta lentamente con un aumento del número de niveles. Una tercera comparación interesante es la del ancho de banda. Designando el ancho de banda de un sistema binario como B_2 y el correspondiente intervalo de bit como T_b , se tiene:

$$B_2 = \frac{1}{2T_b}$$

$$B = \frac{B_2}{\log_2 M} = \frac{B_2}{\ell}$$

De las ecuaciones anteriores se concluye que, en la señalización M-aria a una tasa de información dada, el ancho de banda requerido es inversamente proporcional a $\log_2 M$, la potencia transmitida es proporcional a $M^2 - 1$, Y la probabilidad de error varía hasta un máximo de una o dos veces la de un sistema binario equivalente. Si la entrada al codificador M-ario es binaria, tiene más sentido usar en la comparación la probabilidad de error de bit que la de error de símbolo. Dado que no hay relaciones únicas entre la probabilidad de error de bit y la de error de símbolo M-aria, pueden obtenerse relaciones para dos casos especiales. En el primero se supone que siempre que el receptor tenga un error en un símbolo M-ario, es igualmente probable que la salida sea una de las $M - 1$ palabras de código erróneas de ℓ bits. Usando un código binario normalizado (véase la siguiente Tabla), se halla que la suma de las distancias de Hamming de una palabra de ℓ bits a todas las demás, Del código es $\ell 2^{\ell-1}$. El número total de bits en todas las palabras erróneas es $(M - 1)\ell = (2^{\ell} - 1)\ell$. Si se supone que todas son igualmente probables, la probabilidad media de error de bit, P_{ber} es:

$$P_{be} = \frac{\ell 2^{\ell-1}}{(2^{\ell} - 1)\ell} P_{\mathcal{E}}$$

$$P_{be} = \frac{2^\ell}{2(2^\ell - 1)} P\varepsilon$$

Nótese que: $\frac{1}{2} \leq \frac{P_{be}}{P\varepsilon} \leq \frac{2}{3}$

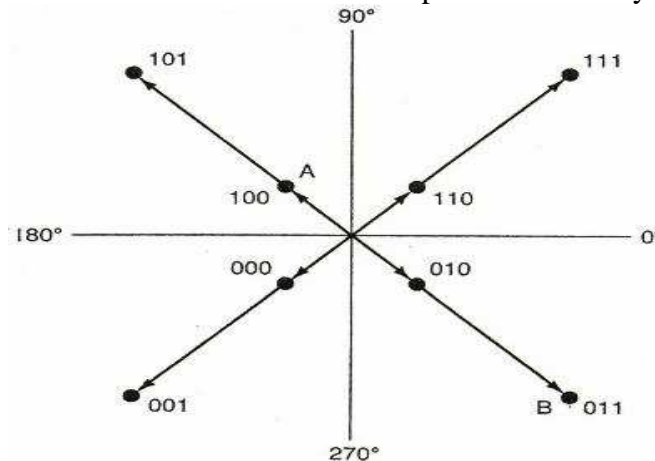
Código binario de cuatro bits y código de gray de cuatro bits			
Núm. decimal	Nivel	Código binario	Código de Gray
0	15A/2	0000	0000
1	13A/2	0001	0001
2	11A/2	0010	0011
3	9A/2	0011	0010
4	7A/2	0100	0110
5	5A/2	0101	0111
6	3A/2	0110	0101
7	A/2	0111	0100
-----	-----	Imagen, excepto por el primer bit	Imagen inversa, excepto Por el primer bit (signo)
8	-A/2	1000	1100
9	-3A/2	1001	1101
10	-5A/2	1010	1111
11	-7A/2	1011	1110
12	-9A/2	1100	1010
13	-11A/2	1101	1011
14	-13A/2	1110	1001
15	-15A/2	1111	1000

Una dificultad del código binario normalizado es que la distancia de Hamming varía (de 1 a ℓ) entre uno y otros niveles adyacentes. En señalización M-aria, se prefiere usar un código en el que sólo varíe un dígito binario conforme cambia la amplitud de un nivel adyacente a otro. Dicho de otra manera, las palabras de código de niveles adyacentes deberían estar separadas por una distancia de Hamming de uno. El código de Gray mostrado en la tabla anterior es un ejemplo de tal código. En el segundo caso de la relación entre la probabilidad de error de bit y la de error de símbolo, se supone que la entrada al codificador M-ario se codifica de modo que las palabras binarias para niveles de amplitud adyacentes difieren en sólo un dígito binario (como en el código de Gray). Se supone también que la probabilidad de error de símbolo es pequeña, de manera que es muy poco probable que se cometa un error de más de un nivel. En estas condiciones, se tiene:

$$P_{be} = \frac{1}{\ell} P\varepsilon \quad \text{Codificación de nivel Gray.}$$

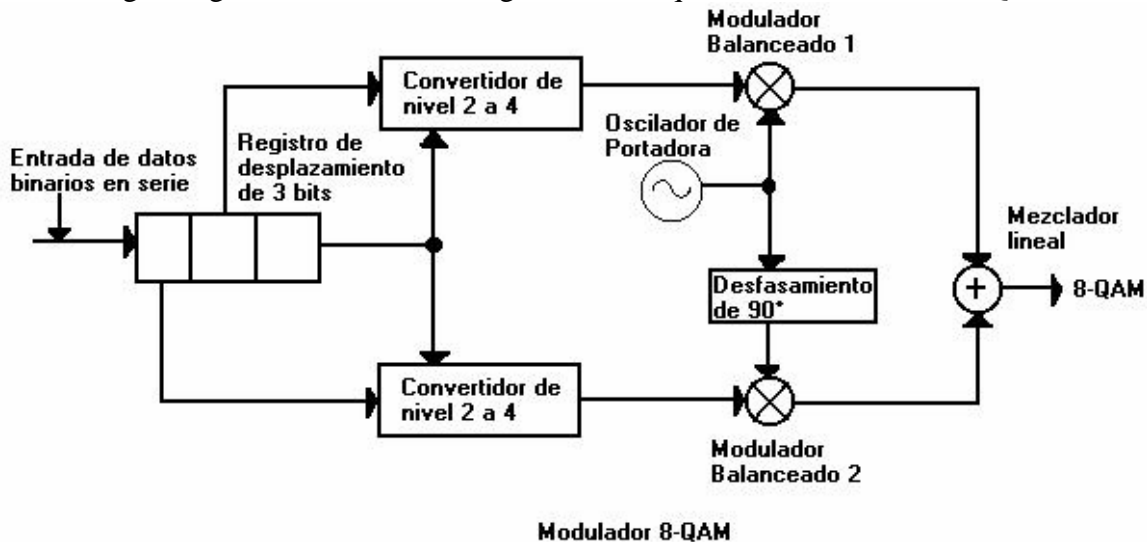
AM EN CUADRATURA (QAM): Una de las técnicas de modulación más populares en módems para incrementar el número de bits por baud es modulación de amplitud en cuadratura (QAM). Ésta usa modulación de amplitud y modulación de fase de una portadora; no sólo se producen desfases diferentes, sino que también se hace variar

la amplitud de la portadora. En 8-QAM, hay cuatro desfasamientos, como en QPSK (La cual se vera mas adelante), y dos diferentes amplitudes de portadora, por lo que se pueden transmitir ocho estados diferentes. Con ocho estados, es posible codificar 3 bits para cada baud o símbolo transmitido. Cada palabra binaria de 3 bits transmitida usa una combinación distinta de fase y amplitud. La figura siguiente muestra un diagrama constelación de una señal 8-QAM que muestra todas las combinaciones posibles de fase y amplitud:



Cada vector tiene una amplitud específica y un desfasamiento, y representa una palabra de 3 bits.

Observe que hay dos niveles de amplitud para cada posición de fase. El punto A muestra una amplitud baja de portadora con un desfasamiento de 225° . Representa 100. El punto B representa una amplitud mayor y un desfasamiento de 315° . Esta onda senoidal representa 011. La figura siguiente muestra un diagrama en bloques de un modulador 8-QAM:



La información binaria que se transmitirá se recorre en serie en un registro de corrimiento de 3 bits. Estos bits se aplican en pares a dos convertidores de 2 a 4 niveles. Un circuito convertidor de 2 a 4 niveles, es en sí un sencillo convertidor D/A que transforma un par de entradas binarias en uno de cuatro niveles de voltaje de cd posibles. La idea es producir cuatro niveles de voltaje correspondientes a las distintas combinaciones de 2 bits de entrada, esto es, cuatro niveles de voltaje espaciados por igual. Éstos se aplican a los dos moduladores balanceados alimentados por el oscilador de portadora y un desfasamiento de

90°, como en un modulador QPSK. Cada modulador balanceado produce cuatro diferentes combinaciones de salida de fase y amplitud. Cuando éstas se combinan en el mezclador lineal, producen ocho distintas combinaciones de fase y amplitud. La parte más importante del circuito es el convertidor de 2 a 4 niveles; éstos deben tener amplitudes de salida muy precisas para que, cuando se combinen en el sumador lineal, produzcan las combinaciones correctas de salida y de fase. También puede generarse una señal 16-QAM codificando 4 bits de entrada a la vez. El resultado es 8 diferentes desfases y 2 niveles de amplitud, lo que produce en total 16 combinaciones diferentes de fase y amplitud.

Sobre demodulación sincrónica y asíncrona diremos que:

Demodulación o detección de AM, es un Proceso usado para recuperar la señal de información, a partir de cualquier tipo de señal AM modulada. Hay 2 tipos de detección:

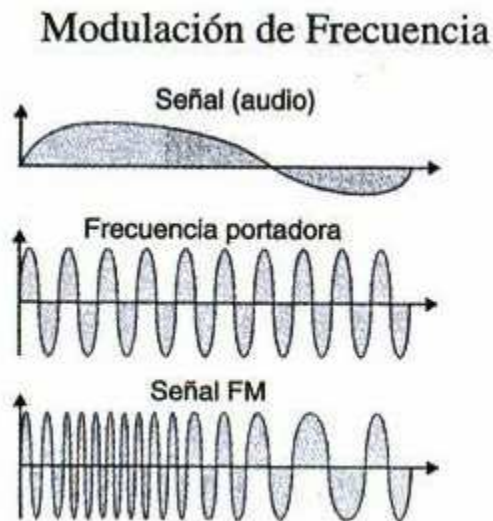
Demodulación sincrónica o coherente: Requiere en el receptor una portadora de frecuencia y fase totalmente sincronizada con la portadora del transmisor. Este tipo de detección es complejo y costoso por lo que sólo se usa en la demodulación de señales AM sin portadora presente. Consiste en multiplicar la señal que llega por una portadora de la misma Frecuencia que se genera localmente en el receptor y a continuación la Señal multiplicada resultante se hace pasar por un filtro pasabaja. Se denomina detección sincrónica porque la portadora generada. Localmente en el receptor debe tener la misma frecuencia y estar Sincronizada en fase con la portadora del emisor.

Demodulación por detección de envolvente o no coherente (Asíncrona): no requiere en el receptor de una portadora sincronizada. Basta un dispositivo simple que detecte la envolvente de la señal modulada AM. Sólo se usa en señales AM con portadora presente. Y evita los problemas de la detección sincrónica, La señal de alta frecuencia que llega se hace pasar por un dispositivo no lineal y un filtro pasabaja, Circuito más sencillo y barato No puede utilizarse para demodular señales PSK.

6.3.- MODULACIÓN Y DEMODULACIÓN EN FRECUENCIA.

Modulación de frecuencia (FM): Con la tecnología de amplitud modulada se cambia la amplitud de la señal portadora al ritmo de lo que se quiere oír, se emite por el aire y con un simple circuito se consigue recuperar la señal. Hay otro sistema de enviarlo, que además resulta tecnológicamente más perfecto, que envía la señal mediante variaciones en la frecuencia, Este método aumenta o disminuye la potencia según la fuerza del sonido a transportar, si el sonido es fuerte, frecuencia más alta, y viceversa. El circuito que recupera el sonido original de esa frecuencia variable, también es muy sencillo, recibe el nombre de discriminador. De manera que cuando escuchamos una emisora de frecuencia modulada, lo que recibimos no es 92,7 MHz, estamos recibiendo una frecuencia que está variando. El estándar en que puede variar es 75 kHz hacia abajo y 75 kHz hacia arriba. Es decir, estaremos oyendo algo que está entre 92,775 MHz y 92,625 MHz, esto es, el margen de

frecuencias que transmite la emisora. A esto se le denomina modulación en frecuencia (FM). En la figura siguiente se muestra señales con modulación de frecuencia:



En FM la amplitud de la portadora permanece constante mientras que la frecuencia de la portadora cambia por la acción de la señal moduladora. Como la amplitud de la señal de información varía, produce corrimientos proporcionales en la frecuencia de la portadora. A medida que se incrementa la amplitud de la señal moduladora. Aumenta la frecuencia de la portadora. Si la amplitud de la primera decrece, también disminuye la frecuencia de la portadora. Asimismo puede implementarse la relación inversa. Una disminución de la amplitud de la señal moduladora aumenta la frecuencia de la portadora arriba de su valor central, mientras que un decremento en la amplitud de la moduladora disminuye la frecuencia de la portadora por abajo de su valor central. A medida que la señal moduladora varía su amplitud, la frecuencia de la portadora cambia arriba y abajo de su valor normal o de reposo cuando no hay modulación. El aumento que la señal moduladora produce en la frecuencia de la portadora se conoce como desviación de frecuencia, f_d . La desviación máxima de la frecuencia ocurre en los máximos de la amplitud de la señal moduladora. La frecuencia de la señal moduladora determina la relación de desviación de frecuencia, o sea. Cuántas veces por segundo la frecuencia, de la portadora se desvía arriba y abajo de su frecuencia central. Si la señal moduladora es una onda senoidal de 500 Hz, la frecuencia de portadora se desvía arriba y abajo de su frecuencia central 500 veces por segundo. Considere una frecuencia portadora de 150 MHz. Si la amplitud pico de la señal moduladora causa un corrimiento máximo de la frecuencia de 30 kHz, la frecuencia de la portadora se desviará hacia arriba hasta 150.03 MHz y hacia abajo hasta 149.97 MHz. La desviación total de la frecuencia es $150.03 - 149.97 = 0.06$ MHz o 60 kHz. En la práctica, sin embargo, la desviación de frecuencia se expresa como una cantidad de corrimiento de frecuencia de la portadora arriba y abajo de la frecuencia central. Por lo tanto, la desviación de frecuencia para la frecuencia de la portadora de 150 MHz se representa como ± 30 kHz. Esto significa que la señal moduladora hace variar a la portadora arriba y abajo de su frecuencia central en 30 kHz. Observe que la frecuencia de la señal moduladora no tiene efecto en el grado de desviación, el cual es, en estricto sentido, una función de la amplitud de la señal moduladora. Por medio del siguiente ejemplo se observara como calcular la frecuencia máxima y minina en FM:

Ejemplo: Un transmisor opera en una frecuencia de 915 MHz. La desviación máxima de frecuencia de FM es ± 12.5 kHz. ¿Cuál es la frecuencia máxima y mínima durante la modulación?

Solución:

$$915 \text{ MHz} = 915\,000 \text{ kHz}$$

$$\text{Desviación máxima} = 915\,000 + 12.5 = 915\,012.5 \text{ kHz}$$

$$\text{Desviación mínima} = 915\,000 - 12.5 = 914\,987.5 \text{ kHz}$$

Con frecuencia, una señal moduladora es un tren de pulsos o serie de ondas rectangulares, por ejemplo, datos binarios seriales. Cuando la señal moduladora sólo tiene dos amplitudes, la frecuencia de la portadora, en vez de tener un número infinito de valores como tendría con una señal analógica continuamente variable, sólo tiene dos valores. Por ejemplo, cuando la señal moduladora es un cero binario, la frecuencia de la portadora es el valor de la frecuencia central. Cuando la señal moduladora es un 1 binario, la frecuencia de la portadora cambia en forma abrupta a un nivel mayor de frecuencia. La cantidad del corrimiento depende de la amplitud de la señal binaria. Esta forma de modulación, llamada corrimiento de frecuencia por llaveo (FSK, frequency shift keying) se utiliza mucho en la transmisión de datos binarios, por ejemplo, cuando los archivos de una computadora deben transmitirse por la red telefónica analógica de voz mediante un módem. La relación de la desviación de frecuencia con la frecuencia moduladora se conoce como índice de modulación, m_f , su fórmula es la siguiente:

$$m_f = \frac{f_d}{f_m}$$

Donde f_d , es la desviación de frecuencia y f_m la frecuencia moduladora. Para representar la desviación algunas veces se utiliza la letra griega delta minúscula (δ) en vez de f_d . Entonces $m_f = \delta / f_m$. Por ejemplo, si la máxima desviación de frecuencia de una portadora es: ± 12 kHz y la máxima frecuencia moduladora es 2.5 kHz, el índice de modulación es $m_f = 12/2.5 = 4.8$. En la mayoría de los sistemas de comunicación que usan FM, los límites máximos se ponen en la desviación de frecuencia y en la frecuencia moduladora. Por ejemplo, en la radiodifusión estándar de FM, la máxima desviación de frecuencia permitida es 75 kHz y la máxima frecuencia moduladora, 15 kHz, lo cual produce un índice de modulación de $m_f = 75/15 = 5$. Cuando la máxima desviación de frecuencia y la máxima frecuencia moduladora se utilizan para calcular el índice de modulación, m_f se conoce como relación de desviación. A continuación se muestra un ejemplo para obtener la relación de desviación:

Ejemplo: ¿Cuál es la relación de desviación del sonido de TV si la desviación máxima es 25 kHz y la frecuencia moduladora máxima, 15 kHz?

Solución:

Usando la fórmula anterior:

$$m_f = \frac{f_d}{f_m} = \frac{25 \text{ KHz}}{15 \text{ KHz}} = 1.667$$

La relación de desviación es de: 1.667

Cabe mencionar que la ecuación básica de una señal FM, es:

$V_{FM} = V_p \text{sen} [2\pi f_p t + m_f \text{sen}(2\pi f_m t)]$ donde V_{FM} es el valor instantáneo de la señal de FM, y m_f el índice de modulación, el termino cuyo coeficiente es m_f es el ángulo de fase de la portadora, esta ecuación expresa el ángulo de fase en términos de la onda senoidal moduladora y se resuelve con un proceso matemático complejo conocido como funciones Bessel, no es necesario reproducir esta solución pero el resultado es como sigue:

$$V_{FM} = V_p \{ J_0 [\text{sen} \omega_p t] + j_1 [\text{sen}(\omega_p + \omega_m)t - \text{sen}(\omega_p - \omega_m)t] \} \\ + j_2 [\text{sen}(\omega_p + 2\omega_m)t + \text{sen}(\omega_p - 2\omega_m)t] \\ + j_3 [\text{sen}(\omega_p + 3\omega_m)t - \text{sen}(\omega_p - 3\omega_m)t] \\ + j_4 [\text{sen}(\omega_p + 4\omega_m)t + \text{sen}(\omega_p - 4\omega_m)t] \\ + j_{52} [\text{sen}..... +]$$

Donde $\omega_p = 2\pi f_p$ = frecuencia de la portadora.

$\omega_m = 2\pi f_m$ = frecuencia de la señal moduladora.

V_p = valor pico de la portadora sin modulación

La onda de FM se expresa como una composición de ondas senoidales y amplitudes diferentes que al sumarse dan una señal de FM en el dominio del tiempo. El primer término es la portadora con una amplitud dada por el coeficiente J_n , en este caso J_0 . El siguiente término representa un par de frecuencias laterales superior e inferior iguales a la suma y diferencia de la frecuencia de la portadora y la frecuencia de la señal moduladora, la amplitud de estas frecuencias laterales es J_1 . El termino que sigue es otro par de frecuencias laterales igual a la frecuencia portadora ± 2 veces la frecuencia de la señal moduladora. Los otros términos representan frecuencias laterales adicionales espaciadas entre ellas por un valor igual a la frecuencia de la señal moduladora. Las amplitudes de las bandas laterales se determinan por los coeficientes J_n que a su vez se establecen por el valor del índice de modulación, estos coeficientes pueden calcularse con la formula:

$$J_n(m_f) = \left(\frac{m_f}{2} \right)^n \left[\frac{1}{n} - \frac{(m_f/2)^2}{1!(n+1)!} + \frac{(m_f/2)^4}{2!(n+2)!} - \frac{(m_f/2)^6}{3!(n+3)!} + \dots \right]$$

Donde: ! =factorial

n = numero de J (numero de banda lateral)

$m_f = f_d / f_m$ = derivación de frecuencia.

En la practica no es necesario calcular los coeficientes ya que se dispone de tablas para obtenerlos, y estos coeficientes se les denomina coeficientes de Bessel, en la siguiente figura se muestran los coeficientes de Bessel para un intervalo de índices de modulación, donde la columna de la izquierda presenta el índice de modulación, las columnas restantes indican las amplitudes relativas de la portadora y de varios pares de bandas laterales.

Índice de Modulación	Portadora	Bandas laterales (pares)															
		1a	2a	3a	4a	5a	6a	7a	8a	9a	10a	11a	12a	13a	14a	15a	16a
0.00	1.00	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—
0.25	0.98	0.12	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—
0.5	0.94	0.24	0.03	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—
1.0	0.77	0.44	0.11	0.02	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—
1.5	0.51	0.56	0.23	0.06	0.01	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—
2.0	0.22	0.58	0.35	0.13	0.03	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—
2.5	-0.05	0.50	0.45	0.22	0.07	0.02	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—
3.0	-0.26	0.34	0.49	0.31	0.13	0.04	0.01	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—
4.0	-0.40	-0.07	0.36	0.43	0.28	0.13	0.05	0.02	—	—	—	—	—	—	—	—	—
5.0	-0.18	-0.33	0.05	0.36	0.39	0.26	0.13	0.05	0.02	—	—	—	—	—	—	—	—
6.0	0.15	-0.28	-0.24	0.11	0.36	0.36	0.25	0.13	0.06	0.02	—	—	—	—	—	—	—
7.0	0.30	0.00	-0.30	-0.17	0.16	0.35	0.34	0.23	0.13	0.06	0.02	—	—	—	—	—	—
8.0	0.17	0.23	-0.11	-0.29	-0.10	0.19	0.34	0.32	0.22	0.13	0.06	0.03	—	—	—	—	—
9.0	-0.09	0.24	0.14	-0.18	-0.27	-0.06	0.20	0.33	0.30	0.21	0.12	0.06	0.03	0.01	—	—	—
10.0	-0.25	0.04	0.25	0.06	-0.22	-0.23	-0.01	0.22	0.31	0.29	0.20	0.12	0.06	0.03	0.01	—	—
12.0	-0.05	-0.22	-0.08	0.20	0.18	-0.07	-0.24	-0.17	0.05	0.23	0.30	0.27	0.20	0.12	0.07	0.03	0.01
15.0	-0.01	0.21	0.04	0.19	-0.12	0.13	0.21	0.03	-0.17	-0.22	-0.09	0.10	0.24	0.28	0.25	0.18	0.12

Mientras más alto sea el índice de modulación en FM, más grande será el número de bandas laterales significativas y mayor el ancho de banda de la señal. Cuando es necesario conservar el espectro, el ancho de banda de la señal de FM se puede restringir de manera deliberada, si se establece un límite superior para el índice de modulación.

El ancho de banda total de una señal de FM se puede determinar si se conoce el índice de modulación. Por ejemplo, considere que la frecuencia más alta de una señal moduladora es de 3 kHz y la desviación máxima es 6 kHz. Esto da un índice de modulación de $m_f = 6 \text{ kHz} / 3 \text{ kHz} = 2$. El ancho de banda (BW), puede entonces determinarse con una fórmula sencilla:

$$BW = 2f_m N$$

Donde N es el número de bandas laterales significativas en la señal. De acuerdo con esta fórmula, el ancho de banda de nuestra señal de FM es: Si se observa la figura de la tabla de coeficientes muestra 4 bandas laterales significativas espaciadas a 3 KHz para $m_f = 2$. Por lo tanto, $BW = 2(3 \text{ kHz})(4) = 24 \text{ kHz}$. En términos generales, una señal de FM con un índice de modulación de 2 y con una alta frecuencia moduladora de 3 kHz ocupará un ancho de banda de 24 kHz. Otra forma de determinar el ancho de banda de una señal de FM es utilizar lo que se conoce como regla de Carson. Esta regla sólo reconoce la potencia de las bandas laterales más significativas con amplitudes mayores del 2% de la portadora. Esta regla es:

$$BW = 2(f_{d(\text{máx})} + f_{m(\text{máx})})$$

De acuerdo con la regla de Carson, el ancho de banda de la señal de FM en el ejemplo anterior será $BW = 2(6 \text{ kHz} + 3 \text{ kHz}) = 2(9 \text{ kHz}) = 18 \text{ kHz}$.

La regla de Carson dará siempre un ancho de banda menor que el calculado con la fórmula $BW = 2f_m N$. Sin embargo, se ha comprobado que si un circuito o sistema tiene el ancho de banda calculado por la regla de Carson, las bandas laterales en realidad pasarán para asegurar la inteligibilidad de la señal.

Hasta ahora, todos los ejemplos de FM consideran una señal moduladora senoidal de una sola frecuencia. Sin embargo, como se sabe, la mayoría de las señales moduladoras no son ondas senoidales puras sino ondas complejas formadas por muy diferentes frecuencias. Cuando la señal moduladora es un pulso o un tren de ondas binarias, la portadora se modula

por la señal equivalente, que es una mezcla de onda senoidal fundamental y todas las armónicas relevantes que determina la teoría de Fourier. Por ejemplo, si la señal moduladora es una onda cuadrada. La onda senoidal fundamental y todas las armónicas impares modularán a la portadora. Cada armónica produce múltiples pares de bandas laterales, según el índice de modulación. Como es posible imaginar, la FM de una onda cuadrada o rectangular genera muchas bandas laterales y produce una señal con un ancho de banda enorme. Los circuitos o sistemas que conducirán, procesarán o pasarán esta señal, deberán tener el ancho de banda apropiado para no distorsionar la señal.

Esto se observa en el siguiente Ejemplo: ¿Cuál es el ancho de banda máximo de una señal de FM con una desviación de 30 KHz y una señal moduladora máxima de 5 KHz, como en:

- a) Como el ejemplo anterior y b) la regla de carson?

Solución:

$$a) m_f = \frac{f_d}{f_m} = \frac{30\text{KHz}}{5\text{KHz}} = 6$$

Si se observa la figura de la tabla de coeficientes muestra nueve bandas laterales significativas espaciadas a 5 KHz para $m_f = 6$.

Usando la formula:

$$BW = 2f_m N = (2) (5 \text{ KHz}) (9) = 90 \text{ KHz}.$$

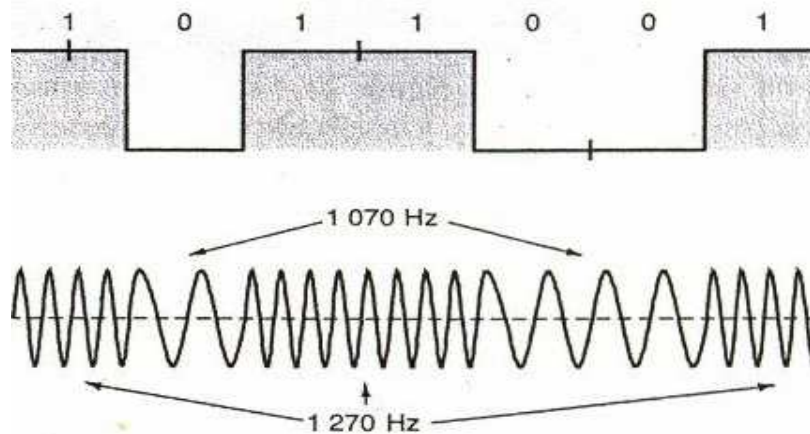
- b) Usando la formula: $BW = 2 (f_{d(máx)} + f_{m(máx)})$.

$$BW = 2 (30 \text{ KHz} + 5 \text{ KHz})$$

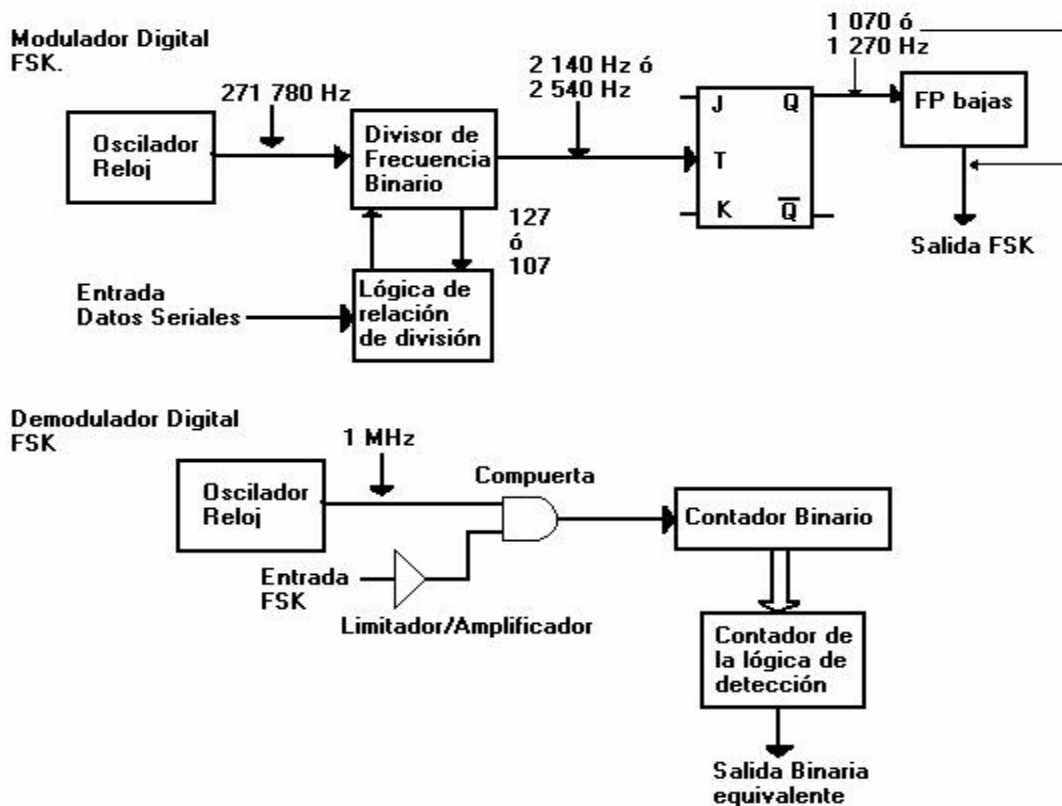
$$BW = 2 (35 \text{ KHz})$$

$$BW = 70 \text{ KHz}.$$

Conmutación de Frecuencia (FSK): se usa de manera fundamental en módems de baja velocidad, capaces de transmitir datos hasta 300 bauds o bps, una velocidad más o menos baja de datos que en la actualidad es muy rara. La más vieja y sencilla forma de modulación usada en módems es FSK. En FSK se usan dos frecuencias de ondas senoidales para representar 0 y 1. Por ejemplo, un 0 binario, por lo general llamado un espacio en el argot de comunicaciones de datos, tiene una frecuencia de 1 070 Hz. Un 1 binario, denominado marca, es 1 270 Hz. Estas dos frecuencias se transmiten con alternación para crear los datos binarios seriales. La señal resultante se parece un poco a la que describe la figura siguiente:



Ambas frecuencias están bien dentro del ancho de banda de 300 a 3 000 kHz, por lo común asociado con el sistema telefónico. Las operaciones simultáneas de transmisión y recepción que llevan a cabo módems, llamadas operación full duplex, requieren la definición de otro juego de frecuencias. Un 0 binario o espacio es 2 025 Hz, 1 binario o marca es 2 225 Hz. Estos tonos también se encuentran dentro del ancho de banda telefónico, pero espaciados lo suficiente de las otras frecuencias, de manera que puedan usarse filtros selectivos para distinguir entre las dos. Los tonos de 1 070 Y 1 270 Hz en general son para transmitir (originar) y los tonos de 2 025 Y 2 225 Hz para recibir (contestar). Cada módem contiene un modulador FSK y un demodulador FSK, así que pueden realizar las dos operaciones, enviar y recibir. En la entrada de cada módem, un filtro pasobanda separa los dos tonos. Por ejemplo, en un módem un filtro pasobanda acepta las frecuencias entre 1 950 Y 2 300 Hz. Esto significa que los tonos de 2 025 Y 2 225 Hz podrán pasar, pero los tonos de 1 070 Y 1 270 Hz generados por el modulador interno se rechazarán. Existe gran variedad de circuitos moduladores y demoduladores para producir y recuperar FSK. Un modulador típico FSK sólo es un oscilador cuya frecuencia se puede conmutar entre dos frecuencias; por lo general conmutan valores diferentes de capacitancia. Se usan osciladores RC y LC. En las frecuencias bajas de audio se prefieren los osciladores RC por su sencillez. Se emplean diversos demoduladores, incluyendo las PLL, discriminadores de pulsos promediados, entre otros. La mayor parte de los módems usan ahora técnicas digitales porque son más sencillas y adaptables a su uso en circuitos integrados. La figura siguiente muestra un tipo de modulador y demodulador FSK:

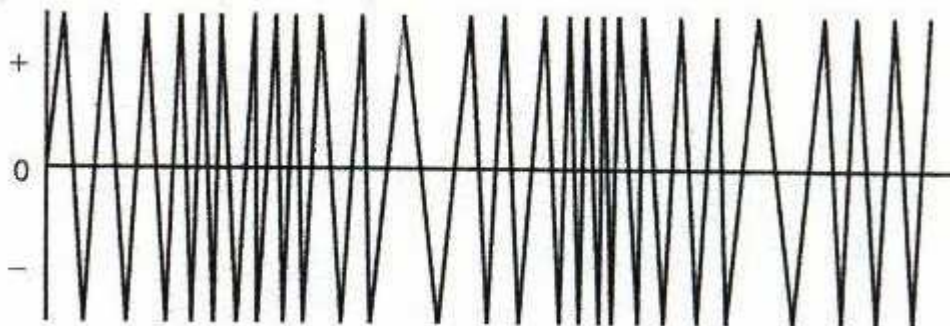


Un oscilador reloj genera un reloj en una frecuencia de 271 780 Hz. Es aplicado a un divisor de frecuencia binario que, por lo general, es una forma de contador binario con varias compuertas lógicas de realimentación para fijar la relación de división. Este divisor de frecuencia está ajustado de manera que divide entre dos valores enteros diferentes, una relación de división produce la frecuencia de marca y la otra genera la frecuencia de espacio. Para transmitir un espacio a 1 070 Hz, la lógica de relación de división en la figura anterior donde se observa el circuito de modulador FSK, produce división de frecuencia por 127. Esto es, si la entrada serial binaria es 0, la salida del divisor de frecuencia es $1/127$ de su entrada, por lo que la frecuencia de salida es $271\ 780/127 = 2\ 140$ Hz. Ésta se alimenta a un solo flip-flop que divide la frecuencia entre dos, produciendo la salida deseada, 1 070 Hz. El flip-flop produce una onda cuadrada de un ciclo de trabajo del 50%; esto es, sus tiempos ENCENDIDO y APAGADO son iguales en longitud. Lo anterior se hace porque el ciclo de trabajo del divisor de frecuencia es distinto de 50%, el cual al convertirse en onda senoidal producirá distorsión. La salida del Flip-flop se pasa a través de un filtro pasobajas que remueve las armónicas altas impares, produciendo un tono de onda senoidal de 1 070 Hz. Cuando un 1 binario se aplica a la lógica de relación de división, el divisor de frecuencia divide entre 107, produciendo una frecuencia de salida de 2 540 Hz, la cual, al dividirse entre dos en el flip-flop, desarrolla la salida deseada, 1 270 Hz. El filtro pasobajas remueve las armónicas altas, por lo que produce una salida de onda senoidal. La señal FSK de onda senoidal se aplica a un limitador, que remueve las variaciones de amplitud y conforma la señal en una onda cuadrada. Esta onda se aplica a la compuerta de un circuito, el cual se usa para poner la señal de un reloj de 1 MHz APAGADO y ENCENDIDO. Un contador binario cuenta o acumula los pulsos del reloj de 1 MHz. Si se aplica una señal de espacio de baja frecuencia, el periodo de la señal será largo, permitiendo que se abra la compuerta y que el contador binario acumule los pulsos del reloj. La lógica de detección, que es un juego de compuertas binarias, determina si el número en el contador binario está por arriba o por abajo de un valor predeterminado. Para la entrada del tono de baja frecuencia, el número en el contador será mayor que el valor del contador cuando la señal de alta frecuencia o marca, se aplica a la entrada. La lógica de detección produce un 0 binario o un 1 binario de salida, dependiendo de si el número en el contador está por arriba ó por abajo de un valor especificado entre los dos límites. Estos módems FSK entre ellos modulador y demodulador, vienen en un solo Circuito integrado. El ancho de banda de la transmisión FSK depende de la separación de frecuencia utilizada. La FSK se utiliza en casi todo el mundo para módems de baja velocidad. Para la señalización binaria de hasta 300 bps en los canales 1070, 1270 Hz y de 2025, 2225 Hz. el uso de dos pares de frecuencia permite la operación duplex completa en un canal telefónico. Para módems que operan a 1200 bps en canales telefónicos comerciales, las frecuencias de transmisión son de 1200, 2200 Hz. Y solo pueden transmitir en modo semiduplex, los módems FSK, destinados a la transmisión de datos hasta de 1800 bps se utilizan en ocasiones, pero en general requieren líneas telefónicas condicionadas. La FSK, es muy parecida a AM, por lo tanto no produce la reducción del ruido de banda ancha asociada usualmente con la FM. Toda reducción de ruido proviene de la codificación PCM y no de la conmutación de frecuencia.

6.4.- MODULACIÓN Y DEMODULACIÓN EN FASE: BINARIA M-ARIA, DIFERENCIAL.

Modulación de Fase (PM): Cuando la cantidad de corrimiento de fase de una portadora de frecuencia constante se hace variar de acuerdo con la señal moduladora, la salida resultante es una señal modulada en fase (PM).

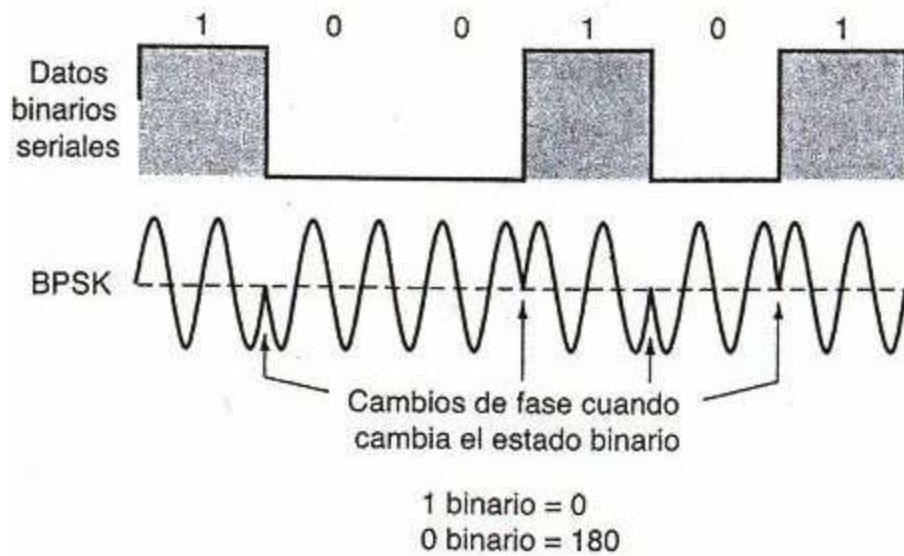
La siguiente figura muestra una señal PM:



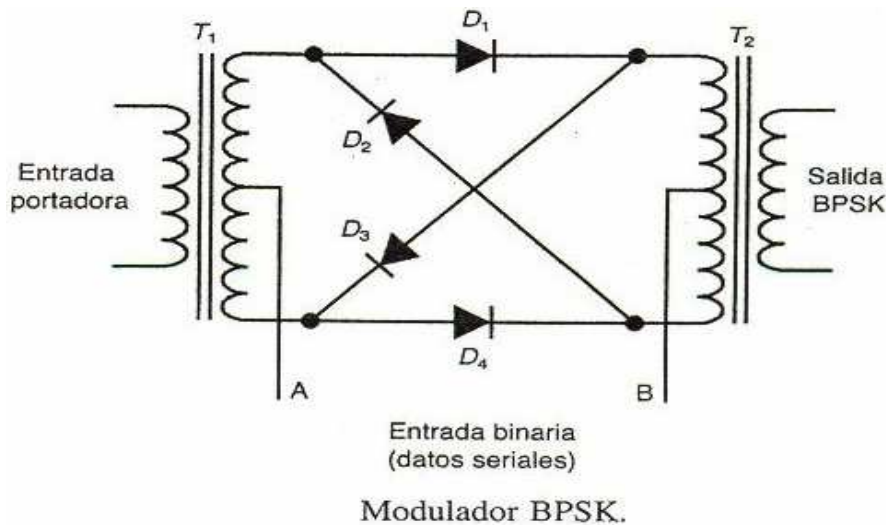
Imagine un circuito modulador cuya función básica es producir un corrimiento de fase, esto es, una separación en tiempo entre dos ondas senoidales de la misma frecuencia. Suponga que se puede construir un desfasador que cause que la cantidad de desfasamiento producido cambie con la amplitud de la señal moduladora. A mayor amplitud de la señal, mayor será el corrimiento de la fase. Considere ahora que los semiciclos positivos de la señal moduladora producen un retraso en el corrimiento de la fase y que las señales negativas causan un adelanto de la fase. Si se aplica una portadora senoidal de amplitud y frecuencia constantes al desfasador. Cuyo corrimiento de fase cambia con la señal de inteligencia. La salida del desfasador es una onda PM. Cuando la señal moduladora se hace positiva, la cantidad de retraso de fase y, por lo tanto, el retraso de la salida de la portadora, aumenta con la amplitud de la señal moduladora. El resultado en la salida es el mismo que si la frecuencia constante de la portadora se hubiera estirado, o que su frecuencia hubiera disminuido. Cuando la señal moduladora se hace negativa, el corrimiento de fase se toma en adelantado. Esto causa que la onda senoidal de la portadora se acelere de manera efectiva o comprimida. La desviación máxima en frecuencia que produce un modulador de fase ocurre en el tiempo que la señal moduladora cambia con mayor rapidez. Para una señal moduladora de forma senoidal, la velocidad de cambio de ésta es máxima cuando la onda moduladora cambia de más a menos o de menos a más. En PM la cantidad de desviación de la portadora es proporcional al índice de cambio de la señal moduladora, esto es, la derivada en cálculo. Con una señal moduladora senoidal, la portadora PM parece estar modulada en frecuencia por el coseno de la señal moduladora. Recuerde que el coseno se presenta 90° antes (adelante) que el seno. Dado que la desviación de frecuencia en PM es proporcional al índice de cambio en la señal moduladora, la desviación de frecuencia es proporcional a la frecuencia de la señal moduladora, así como a su amplitud. Este efecto se compensa antes del proceso de modulación. La PM también se utiliza con señales binarias. Cuando la señal moduladora binaria es 0 V ó cero binario, la señal PM es simplemente la frecuencia de la portadora. Cuando ocurre un nivel de voltaje correspondiente a 1, el modulador, que es un desfasador, simplemente cambia la fase de la portadora, no su

frecuencia. El proceso de modular la fase de una portadora con datos binarios se conoce como corrimiento de fase por llaveo (PSK, phase-shift keying) ó corrimiento de fase binario por llaveo (BPSK, binary phase shift keying). La señal de PSK tiene frecuencia constante, pero la fase de la señal de alguna referencia cambia a medida que se presenta la señal moduladora binaria.

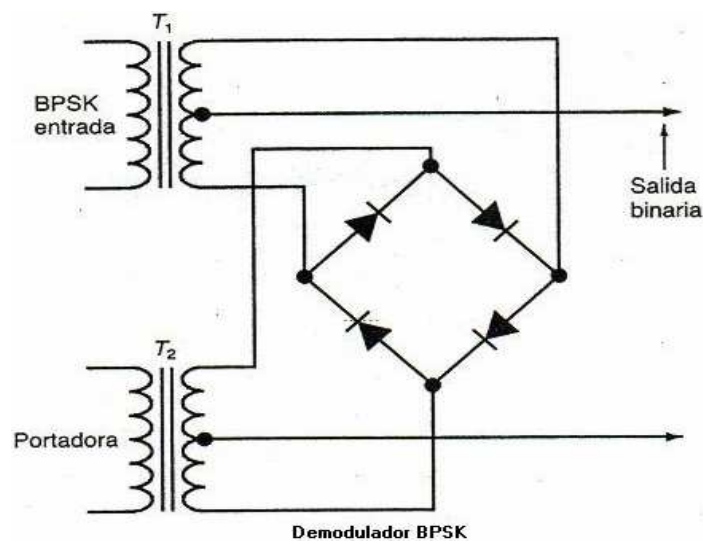
Conmutación de Fase (PSK): En PSK, la señal binaria que se transmitirá cambia el ángulo de fase de un carácter de onda senoidal, dependiendo de si se va a transmitir un 0 binario o un 1 binario, un corrimiento de fase es una diferencia en tiempo entre dos ondas senoidales de la misma frecuencia. Un defasamiento de 180° , la máxima diferencia en fase que puede ocurrir, se denomina inversión de fase. La figura siguiente describe la forma más sencilla de PSK, llamado corrimiento de fase por llaveo binario (BPSK). Durante el tiempo que ocurre un 0 binario, la señal de la portadora se transmite con una fase, cuando ocurre un 1 binario, la portadora se transmite con un corrimiento de fase de 180° .



La figura siguiente muestra un tipo de circuito empleado para generar BPSK, un modulador de anillo o celosía estándar o modulador balanceado.



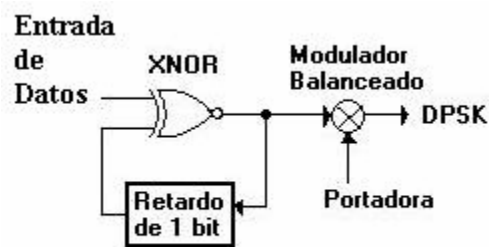
La portadora de onda senoidal, en general 1 600 o 1 700 Hz, se aplica al transformador de entrada T_1 , mientras que la señal binaria se aplica a las derivaciones centrales de los devanados del transformador. La señal binaria proporciona una señal de conmutación para los diodos. Cuando aparece un 0 binario en la entrada, A es + y B es -; por lo tanto, los diodos D1 y D4 conducen. Actúan como interruptores cerrados, conectando el secundario de T_1 al primario de T_2 . Los devanados están faseados de manera que la salida BPSK está en fase con la entrada de la portadora. Cuando aparece un 1 binario en la entrada, A es - y B es +, por lo que los diodos D1 y D4 están en corte mientras que los diodos D2 y D3 conducen. Esto causa que el secundario de T_1 quede conectado al primario de T_2 , pero con las interconexiones invertidas, lo que introduce un corrimiento de fase de 180° de la portadora en la salida. La demodulación de una señal BPSK también se hace con un modulador balanceado. Una versión del anillo de diodos o modulador de celosía puede usarse como se muestra en la figura siguiente:



Este en realidad es el mismo circuito que el de la figura anteriormente mostrada del modulador BPSK, pero la salida se toma de las derivaciones centrales de los devanados. Las señales BPSK y de portadora se aplican a los transformadores. También pueden usarse moduladores balanceados en CI en frecuencias bajas. Los circuitos modulador y demodulador son idénticos a los de los moduladores doblemente balanceados usados en los mezcladores. Se encuentran disponibles como componentes alambrados por completo y probados para frecuencias de hasta 1 GHz. La clave para el demodulador BPSK es que debe aplicarse una portadora con la frecuencia correcta y relación de fase al modulador balanceado junto con la señal BPSK. Por lo común, la portadora se deriva de la misma señal BPSK, mediante un circuito de recuperación de portadora. Un filtro pasobanda asegura que sólo pase la señal deseada BPSK. Un modulador balanceado o multiplicador analógico, multiplica la señal por sí misma, aplicando la misma señal a las dos entradas. Al elevar al cuadrado la señal, se remueven todos los corrimientos de fase de 180° , lo que proporciona una salida del doble de la frecuencia de la señal ($2f$). Un filtro pasobanda ajustado a dos veces la frecuencia de la portadora, pasa sólo esta señal. La señal resultante se aplica al detector de fase de una PLL (Phase-Locked Loop, oscilador enganchado en fase). El uso de la PLL significa que el VCO (oscilador controlado por tensión), seguirá

cualquier desviación de frecuencia de la portadora. El resultado es una señal con frecuencia y relación de fase correctas para una demodulación apropiada. La portadora se aplica al modulador-demodulador balanceado junto con la señal BPSK. La salida es el flujo binario de datos recuperados.

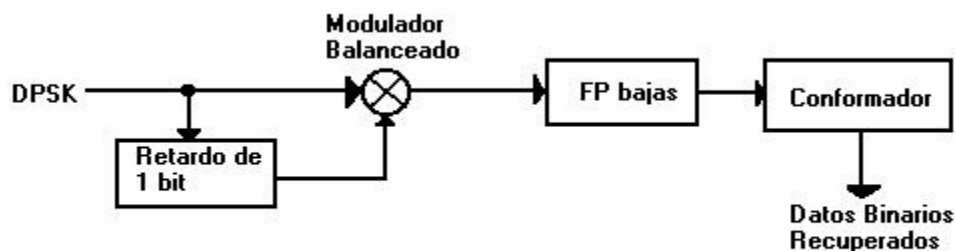
PSK diferencial (DPSK): Para simplificar el proceso de demodulación puede usarse una versión binaria PSK llamada corrimiento de fase por llaveo diferencial (DPSK, differential phase-shift keying). En DPSK no hay una referencia absoluta de la fase de la portadora. En lugar de esto, la misma señal transmitida se convierte en referencia de fase. En la demodulación de DPSK, la fase del bit recibido se compara con la fase del bit recibido antes. Para que trabaje DPSK, el flujo binario de bits original debe pasar por un proceso llamado codificación de fase diferencial, en la cual el flujo serial de bits pasa a través de una compuerta NOR exclusiva invertida(XNOR), como muestra la figura siguiente:



Modulador DPSK

Observe que la salida de la XNOR se aplica a un circuito de retardo de 1 bit antes de aplicarse hacia atrás, a la entrada. El retardo puede ser sólo un flip-flop de reloj o una línea de retardo. La forma de onda resultante permite la recuperación de la señal porque la fase del bit presente puede compararse con la fase del bit recibido antes. Una compuerta XNOR es sólo un comparador de un bit que produce un 1 binario de salida cuando ambas entradas son iguales y un 0 binario de salida si los dos bits son diferentes. La salida del circuito es retardada por el intervalo de un bit, almacenándolo en un flip-flop. Por lo tanto, las entradas de la XNOR son el bit actual más el bit anterior. La señal de la XNOR se aplica al modulador balanceado junto con la portadora, para producir una señal BPSK.

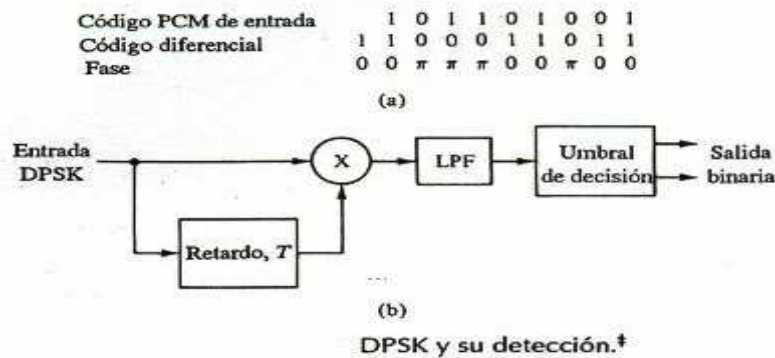
La demodulación se obtiene con el circuito que describe la figura siguiente:



Demodulador DPSK

La señal DPSK se aplica a una entrada del modulador balanceado y a un circuito de retardo de 1 bit, ya sea un flip-flop o una línea de retardo. La salida del circuito de retardo se usa como portadora. A la salida resultante la filtra un filtro pasobajas para recuperar los datos binarios. Es común que la salida del filtro pasobajas se conforme con un disparador de Schmitt o comparador para producir niveles limpios de alta velocidad. En otras palabras en

DPSK, la información se codifica utilizando las diferencias entre bits en dos intervalos de bit sucesivos, como se ilustra en la siguiente figura:



Se genera una secuencia binaria diferencial a partir del mensaje binario de entrada en el transmisor. Esta secuencia tiene un dígito de entrada extra, que es arbitrario y que aquí se supone que es uno. Los dígitos siguientes en la codificación diferencial se determinan por la regla de que no existe cambio en el estado de salida si está presente un uno. Existe un cambio en el estado de salida si está presente un cero. En la figura anterior en su parte (b), se muestra un sistema para la detección de DPSK. La fase del dígito previo sirve como señal de referencia. Si las fases son iguales, resulta una salida positiva; si son diferentes, resulta una salida cero. Verificando la figura anterior en su parte (a), se ve que el mensaje original se decodifica con exactitud. Una desventaja de la DPSK es que la velocidad de señalización se fija mediante el retardo utilizado. Además, como la determinación de un bit se hace con base en la señal recibida en dos intervalos de bit sucesivos, existe una tendencia a que los errores de bit se presenten por pares. La probabilidad de error en DPSK es:

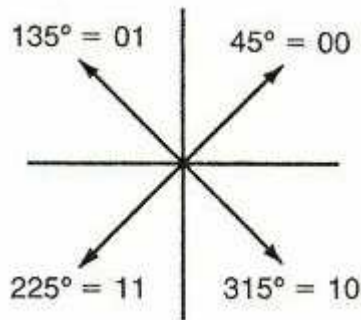
$$P_{\varepsilon} = \frac{1}{2} \exp \frac{-E}{\eta}$$

Cuando se comparan con sistemas PSK, los sistemas que utilizan DPSK tienen una pérdida en la potencia de la señal de 1 dB (o menos) para una $P_{\varepsilon} < 10^{-4}$

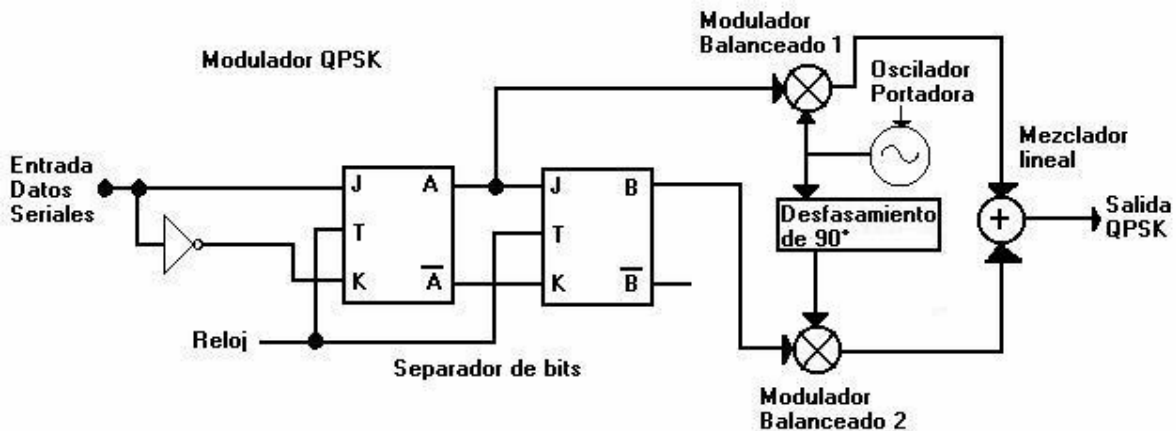
PSK en cuadratura (QPSK): El problema principal con BPSK y DPSK es que la velocidad de transmisión de datos en un ancho de banda dado es limitada. Una forma para incrementar la cantidad de datos binarios sin aumentar el ancho de banda requerido para la transmisión de la señal, es codificar más de un bit por cambio de fase. Hay un cambio de símbolo por cada cambio de bit con BPSK y DPSK, por lo que la velocidad en bauds (símbolos) es la misma que la velocidad en bits. En BPSK y DPSK cada bit binario produce un cambio específico de fase. Una solución es usar combinaciones de dos o más bits para especificar un corrimiento particular de fase de manera que el cambio de un símbolo (desfasamiento) represente múltiples bits. Debido a que se codifican más bits por baud, la velocidad en bits de transferencia de datos puede ser mayor que la velocidad en bauds; sin embargo, la señal no necesitará ancho de banda adicional. Un sistema muy común para hacer esto se denomina PSK en cuadratura, o cuaternario o cuadrifase (QPSK o 4-PSK). En QPSK, a cada par de bits digitales sucesivos en la palabra transmitida se le asigna una fase particular, como indica la tabla siguiente:

Dibit	Fase de la portadora
0 0	45°
0 1	135°
1 1	225°
1 0	315°

Cada par de bits seriales, llamado dibit, se representa por una fase específica. Existe un corrimiento de fase de 90° entre cada par de bits. También pueden usarse otros ángulos de fase, siempre y cuando entre ellos haya 90°. Por ejemplo, es común usar corrimiento de fase de 45°, 135°, 225° y 315° como muestra la figura siguiente:



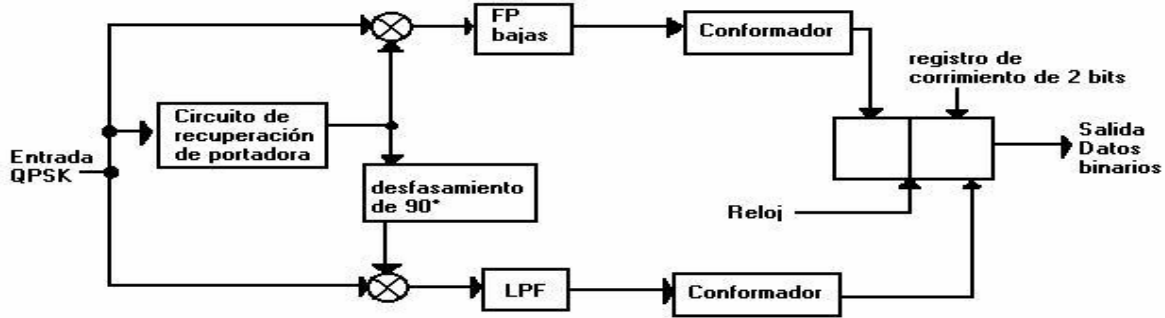
La figura siguiente presenta un circuito para producir QPSK:



Consta de un registro de corrimiento de 2 bits implementado con flip-flop, conocido por lo común como separador de bits. El tren de datos binarios seriales se recorre a través de este registro, y los bits de los dos flip-flop se aplican a moduladores balanceados. El oscilador de portadora se aplica al modulador balanceado 1 y por un desfasador de 90°, al modulador balanceado 2. Las salidas de los moduladores balanceados se mezclan en forma lineal para producir la señal QPSK. La salida de cada modulador balanceado es una señal BPSK. Con un 0 binario de entrada, el modulador balanceado produce una fase de la portadora. Con un 1 binario de entrada, la fase de la portadora se desfasa 180°. La salida del modulador balanceado 2 también tiene dos estados de fase, desfasadas 180° el uno del otro. El desfasamiento de la portadora de 90° a la entrada causa que las salidas del modulador balanceado 2 estén desfasadas 90° de las del modulador balanceado 1. El resultado es

cuatro fases de portadora diferentes, las cuales son combinadas dos a la vez en el mezclador lineal. Debe notarse que la salidas de los dos moduladores balanceados están desfasadas 90°. Cuando las dos portadoras se suman en forma algebraica en el mezclador, resulta una onda senoidal de salida que tiene un desfase de 225°, el cual está a la mitad entre los desfases de las señales de los dos moduladores balanceados.

La figura siguiente ilustra un demodulador para QPSK:



Demodulador QPSK

La recuperación de la portadora es similar al circuito antes descrito. La portadora se aplica al modulador balanceado 1 y se desfasa 90° antes de aplicarse al modulador balanceado 2. Las salidas de los dos moduladores balanceados se filtran y conforman bits. Los dos bits se combinan en un registro de corrimiento y se recorren para producir la señal binaria transmitida al principio. Si se codifican aún más bits por cambio de fase se producen mayores velocidades de datos. En 8-PSK, por ejemplo, se usan 3 bits seriales para producir en total ocho cambios de fase diferentes. En 16-PSK, 4 bits seriales en la entrada producen 16 diferentes cambios de fase, para una velocidad de datos incluso mayor.

PSK M-ARIA: Existe un creciente interés en métodos de modulación multinivel para sistemas de comunicación digitales que se requieren para manejar altas velocidades de datos con restricciones de anchos de banda fijos. En esta sección se investiga el uso de la modulación PSK M-aria con este propósito. Un conjunto conveniente de señales para PSK M-aria es:

$$\phi_i(t) = A \cos(\omega_c t + \theta_i) \quad 0 < t \leq T_s$$

Donde los M posibles ángulos de fase θ_i se eligen como:

$$\theta_i = 0, \frac{2\pi}{M}, \frac{4\pi}{M}, \dots, \frac{2(M-1)\pi}{M}$$

La densidad espectral de potencia unilateral de PSK M-aria, para una entrada binaria aleatoria con unos y ceros equiprobables a una tasa de bits de $f_b = 1/T_b$ es:

$$S_\phi = A^2 T_s S_a^2 \left[\left(\omega - \omega_c \right) \frac{T_s}{2} \right]$$

Donde T_s es la duración de un símbolo unitario dada por:

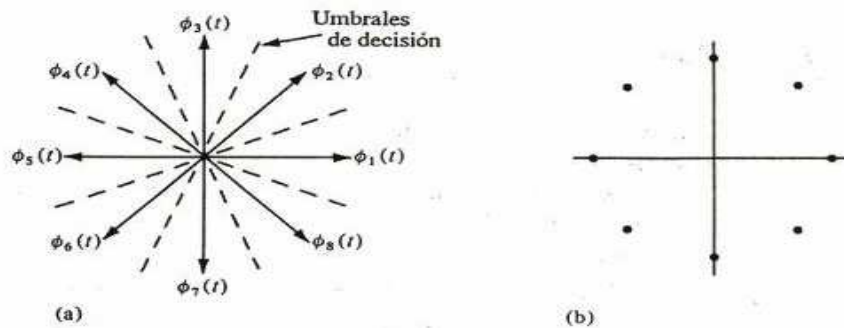
$$T_s = T_b \log_2 M.$$

Como el ancho de banda mínimo necesario es $B = f_s$ la eficiencia potencial del ancho de banda de la PSK M-aria es:

$$\frac{f_b}{B} = \log_2 M \text{ bps/Hz.}$$

Por ejemplo: los sistemas de señalización con $M=8$ pueden transmitir datos con eficiencias de ancho de banda de hasta 3 bps/Hz.

En la figura siguiente se muestra un diagrama fasorial para PSK M-aria, con $M=8$:



Diagramas para PSK M-aria, $M=8$: (a) diagrama fasorial; (b) constelación de estados de la señal.

Todas las señales en el conjunto tienen igual energía E_s en un intervalo de símbolo $(0, T)$, y cada señal se demodula de manera correcta en el receptor si la fase está dentro de $\pm \pi/M$ radianes de la fase correcta θ_i , en el momento del muestreo. Por tanto, los umbrales de decisión en el receptor están centrados en ángulos de fase entre las θ_i como se muestra en la figura anterior en su parte (a). Ninguna información está contenida en la amplitud de la señal, y se supone que la amplitud de entrada está limitada a un nivel fijo. Todos los estados posibles de la señal (si se supone el caso libre de ruido) se ubican en espaciamientos equidistantes en un patrón circular centrado en el origen, como se muestra para el caso $M=8$ en la figura anterior en su parte (b). El tipo de diagrama de estados de señal mostrado en la figura anterior en su parte (b) se llama constelación de señales. Las constelaciones de señales para PSK M-aria tienen simetría circular, y la elección usual de M es una potencia de 2. En presencia de ruido, el cálculo de la probabilidad de error implica calcular que la fase recibida caiga fuera del segmento angular $(-\pi/M) < \theta < (\pi/M)$

En el momento del muestreo. Es difícil calcular esto de manera exacta. Para $P_\epsilon < 10^{-3}$ la probabilidad de error de la PSK M-aria se puede aproximar por:

$$P_\epsilon \approx 2Q\left(\sqrt{\frac{2E_s}{\mu} \text{sen}^2 \frac{\pi}{M}}\right), M > 2$$

Esta aproximación mejora para una M fija, a medida que aumenta E_s/η . Se debe observar que estos resultados son para la probabilidad de error de símbolo. Para una M grande, $\text{sen}^2(\pi/M) \approx \pi^2/M^2$ a fin de remediar esto para una P_ϵ fija E_s/η . se debe aumentar por un factor de 4 (6 dB) para una duplicación en M . La probabilidad de error de bit, P_{be} , En particular, si se usa código de Gray (el caso usual):

$$P_{be} \cong P_\epsilon / \log_2 M$$

Los valores mostrados en la siguiente Figura, indican que la QPSK ($M=4$) ofrece un buen intercambio entre potencia y ancho de banda, requiriendo aumentos muy modestos (0.3 – 0.4 dB) en la potencia transmitida para una eficiencia potencial duplicada del ancho de banda por encima del de la PSK coherente ($M=2$).

Requisitos S/N de la PSK M-aria para tasas de error fijas

$\log_2 M$	M	$E_s/(\eta \log_2 M)$	
		$P_e = 10^{-4}$	$P_e = 10^{-5}$
1	2	6.92 (8.40 dB)	9.10 (9.59 dB)
2	4	7.57 (8.79 dB)	9.75 (9.89 dB)
3	8	17.2 (12.4 dB)	22.2 (13.5 dB)
4	16	49.7 (17.0 dB)	64.1 (18.1 dB)
5	32	158.0 (22.0 dB)	203.0 (23.1 dB)
6	64	523.0 (27.2 dB)	673.0 (28.3 dB)

Por esta razón, la QPSK es muy utilizada en la práctica para transmitir a tasas de datos medias en canales de banda limitada, aun en situaciones en que la potencia transmitida tiene un interés primordial (por ejemplo, transmisiones por satélite de alta velocidad). Para transmisiones de mayor tasa de datos en canales de banda limitada, es usual la elección de $M = 8$. Aunque esta elección ofrece una eficiencia potencial del ancho de banda de 3 bps/Hz, presenta una pérdida de S/N de casi 4 dB (véase Figura anterior) con respecto al ancho de banda requerido para PSK coherente ($M = 2$) a tasas de error entre 10^{-4} y 10^{-5} . Las elecciones de $M > 8$ se utilizan raras veces en señalización PSK M-aria como resultado de la excesiva necesidad adicional de potencia. Cuando se compara con la señalización BPSK, el uso de PSK M-aria requiere una mayor complejidad del equipo para generación y detección, incluyendo la recuperación de portadora. El requisito para la recuperación de portadora en detección coherente se puede solucionar usando una comparación entre las fases de dos símbolos sucesivos. Cabe mencionar que el PSK diferencial M-aria es un tanto compleja, una aproximación para razones señal a ruido grandes es:

$$P_e \approx 2Q\left(\sqrt{\frac{2E_s}{\eta}} \operatorname{sen}^2 \frac{\pi}{\sqrt{2M}}\right)$$

Una comparación de las ecuaciones:

$$P_e \approx 2Q\left(\sqrt{\frac{2E_s}{\eta}} \operatorname{sen}^2 \frac{\pi}{M}\right), M > 2$$

$$P_e \approx 2Q\left(\sqrt{\frac{2E_s}{\eta}} \operatorname{sen}^2 \frac{\pi}{\sqrt{2M}}\right)$$

Muestra que, dentro de aproximaciones, la detección diferencial aumenta los requisitos de potencia por un factor aproximado de:

$$T = \frac{\operatorname{sen}^2 \pi / M}{\operatorname{sen}^2 (\pi / \sqrt{2M})}$$

Usando la aproximación y $M = 4$, se encuentra que el aumento en el requisito de potencia para detección diferencial es de alrededor de 2.5 dB. En algunas aplicaciones, el ahorro en la complejidad del equipo puede ser benéfico para este aumento moderado en potencia. Se debe notar que la ecuación anterior se aproxima a 3 dB para $M \geq 8$.

6.5.- COMPARACIÓN EN ANCHOS DE BANDA.

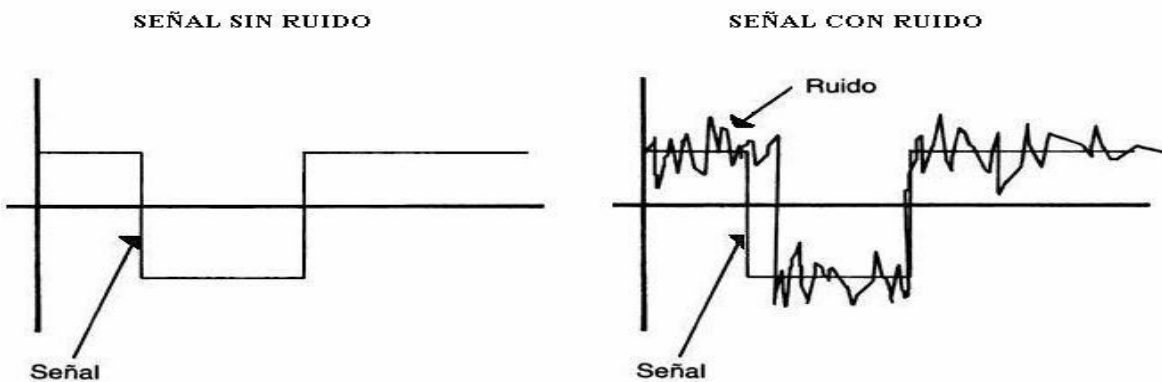
En los sistemas de modulación digital binaria ASK, M-aria tiene una eficiencia teórica de ancho de banda de 1 bps/Hz. En muchas aplicaciones, un sistema de transmisión es más rentable si, para un ancho de banda dado, se pueden transmitir más bits por segundo. El primer método para aumentar la eficiencia espectral es utilizar el principio de multiplexión en cuadratura en el que dos señales moduladas se combinan en cuadratura de fase. Esto se llama AM en cuadratura (QAM), la eficiencia del ancho de banda de QAM es de 2 bps/Hz. Una diferencia entre la QAM cuaternaria y la QPSK es que los sistemas QAM emplean filtrado (pasabajas) antes de la modulación para formación espectral, mientras que los sistemas QPSK utilizan filtrado (pasabanda) después de la modulación e intentan mantener una envolvente constante en la señal modulada. Teóricamente, los sistemas tanto QAM cuaternario como QPSK tienen idénticas densidades espectrales de potencia y probabilidades de error. En resumen, los sistemas QAM y QPSK tienen eficiencias del ancho de banda de hasta 2bps/Hz. Ofrecen compromisos atractivos entre velocidades de datos mayores con buenas características de desempeño, compromisos de potencia aceptable contra ancho de banda y relativa facilidad de realización. Son muy utilizados en la práctica para transmisiones de datos a velocidad media. La señalización PSK requiere la menor cantidad de potencia que cualquier otro método de modulación digital binaria. El siguiente en requerir menos cantidad de potencia es DPSK, seguida de FSK, ASK. Los transmisores para sistemas ASK son fáciles de construir y tienen la ventaja de que no existe potencia transmitida cuando no se envían datos. Dichos sistemas encuentran algunas aplicaciones en sistemas de telemetría en miniatura de corto alcance. Una desventaja de la ASK es que el umbral de decisión en el receptor se debe ajustar a los cambios en los niveles de la señal recibida. En general, estos ajustes se llevan a cabo con un control automático de ganancia. Los sistemas FSK, a diferencia de los ASK, operan en forma simétrica con respecto a un nivel de umbral de decisión cero, prescindiendo de la magnitud de la señal portadora. Además de un posible aumento en la estabilidad necesaria de la frecuencia, hay muy poca diferencia entre la complejidad de los transmisores FSK y PSK con respecto a los ASK. La complejidad del receptor depende principalmente de si se usa un método de modulación coherente o no coherente. La FSK, es relativamente fácil de construir y es una elección frecuente para tasas de transmisión de datos de bajas a medias, como el teletipo. Las transmisiones FSK concebidas para demodulación no coherente requieren más ancho de banda para una tasa de bits dada que las ASK o PSK. Los anchos de banda de las transmisiones FSK concebidas para demodulación coherente suelen ser iguales o un poco mayores que los requeridos para ASK o PSK. Como se ha observado, los sistemas PSK son superiores tanto a los sistemas ASK como a los FSK, ya que requieren menor potencia transmitida para una probabilidad de error dada. Sin embargo, se requiere detección síncrona, y los sistemas de recuperación de portadora son más difíciles (y por tanto más caros) de construir. Los sistemas DPSK son, con frecuencia, una buena alternativa que sacrifica algún desempeño con respecto al error pero permite un receptor más económico. Los tres métodos de modulación digital más utilizados para sistemas de comunicación son PSK, DPSK y FSK, Ninguno de los métodos de modulación digital descritos es particularmente eficiente en términos del ancho de banda utilizado. La elección de métodos de modulación digital depende sobre todo de la eficiencia del ancho de banda (en bps/Hz), del desempeño de error (P_e contra S/N) y de la complejidad del equipo (costo).

Sin embargo, la elección de una modulación específica puede depender de otros factores. No todos los canales son lineales, y un factor importante en la elección de un método de modulación digital es si están presentes ó no linealidades de tipo saturación, Los sistemas FSK ó BPSK, DPSK, QPSK, son bastante buenos para mantener su desempeño en dichos canales, mientras que los sistemas PSK M-ario y M-ario constituyen elecciones deficientes en este aspecto. La ASK y la BPSK mantienen un buen desempeño en presencia de distorsión por retardo lineal, mientras que los desempeños de error de QAM, QPSK, se degradan en forma significativa. Para distorsión por retardo de tipo cuadrático, la FSK es una buena elección. La BPSK, la DPSK, la FSK, tienen tolerancias por encima del promedio a la interferencia de otras señales, mientras que los sistemas ASK y PSK M-arios se encuentran por debajo del promedio, Por ultimo, la BPSK, tiene tolerancias por encima del promedio para ISI, mientras que los PSK M-arios se encuentran debajo del promedio.

CAPITULO 7: RUIDO EN LAS COMUNICACIONES DIGITALES

7.1.- ORIGEN Y CLASIFICACIÓN DEL RUIDO.

Origen del ruido: El ruido consiste en una señal eléctrica que es mezcla de varias frecuencias a muchas amplitudes, que se añaden a una señal de radio o de información mientras se transmite de un sitio a otro o mientras se procesa. El ruido no es lo mismo que la interferencia de otras señales de información. Al encender cualquier receptor de AM o FM y sintonizado en una posición entre estaciones, el hiss o estática que se oye en la bocina es ruido. Éste también se presenta en una pantalla de televisión blanco y negro como nieve o en una pantalla a color como confeti. Si el nivel del ruido es lo suficientemente alto ó la señal es lo bastante baja, el ruido puede borrar por completo la señal original. Cuando el ruido ocurre en la transmisión de datos digitales causa errores de bits y puede resultar en mutilación o pérdida de la información. El nivel de ruido en un sistema es proporcional a la temperatura y el ancho de banda, y a la cantidad de corriente que fluye por un componente, la ganancia del circuito y la resistencia del circuito. Al incrementar cualquiera de estos factores aumenta el ruido. Por lo tanto, el ruido bajo se obtiene con facilidad mediante circuitos de baja ganancia, bajas corrientes directas, bajos valores de resistencia y bandas angostas. También ayuda mantener la temperatura baja. El ruido es un problema en los sistemas de comunicaciones siempre que las señales recibidas sean de muy baja amplitud. Si la transmisión es a poca distancia o se utilizan transmisores de más potencia, en general el ruido no es un problema. Pero en la mayoría de los sistemas de comunicaciones, las señales débiles son normales y el ruido debe considerarse al momento del diseño. Es en el receptor donde el ruido es más perjudicial porque el receptor debe amplificar la señal débil y recuperar la información de manera confiable. El ruido puede ser externo al receptor u originarse dentro de éste. Ambos tipos se encuentran en todos los receptores, y los dos afectan la relación de señal a ruido. La siguiente figura muestra de manera ilustrativa una señal sin ruido y con ruido:



Clasificación del ruido: Existen varias fuentes de ruido, que en general pueden clasificarse como a) ruido producido por el hombre b) perturbaciones naturales y erráticas que ocurren irregularmente y c) ruido de fluctuación que se presenta en el Interior de sistemas físicos. El ruido producido por el hombre se debe a la recepción de señales indeseables provenientes de otras fuentes tales como contactos defectuosos, artefactos eléctricos, radiación por ignición y alumbrado fluorescente; tal ruido siempre puede evitarse eliminando la fuente que lo produce. Las dos últimas fuentes de ruido no tienen

origen humano. El ruido natural errático puede proceder de relámpagos, tormentas eléctricas en la atmósfera, ruido intergaláctico o disturbios atmosféricos en general. El ruido de fluctuación tampoco es humano y aparece dentro de sistemas físicos debido a fluctuaciones espontáneas como el movimiento térmico, de los electrones libres dentro de un resistor, la emisión (aleatoria) de electrones en válvulas al vacío y la generación aleatoria, recombinación y difusión de portadores (huecos y electrones) en semiconductores. Básicamente, existen 2 tipos importantes de ruido de fluctuación, el ruido de disparo y el ruido térmico (estos se verán más adelante).

A continuación se hablara de forma breve de diferentes clases de ruido considerados de interés:

El Ruido Externo: Viene de fuentes sobre las cuales se tiene poco o nada de control, industrial, atmosférico o del espacio. Sin considerar su origen, el ruido se muestra como un voltaje aleatorio de ca y puede verse en el osciloscopio. La amplitud varía dentro de un intervalo amplio, como también lo hace la frecuencia. Uno puede decir que el ruido en general contiene todas las frecuencias, cambiando al azar. Se debe tener en cuenta todo el ruido externo. El ruido atmosférico y del espacio son hechos de la naturaleza y simplemente no pueden eliminarse. Algunos ruidos industriales pueden controlarse en su origen, pero debido al gran número de fuentes de este tipo de ruidos, no hay forma de suprimirlos. La clave para unas comunicaciones confiables, entonces, sólo es generar señales a una potencia bastante alta para contrarrestar el ruido externo. En algunos casos, blindar circuitos sensibles dentro de cavidades metálicas puede ayudar a controlar el ruido.

Ruido Industrial: El ruido industrial lo producen equipos como sistemas de ignición automotriz, motores eléctricos y generadores. Cualquier equipo eléctrico que cause voltajes o corrientes altos que deban conmutarse produce transitorios que crean ruido. Siempre que se pone en marcha o se apaga un motor u otro dispositivo inductivo, ocurren pulsos de ruido de gran amplitud. Los transitorios resultantes son muy grandes en amplitud y ricos en armónicas aleatorias. Las lámparas fluorescentes y otras formas de lámparas rellenas de gas son otra fuente común de ruido industrial.

Ruido Atmosférico: Las perturbaciones eléctricas que ocurren de manera natural en la atmósfera de la Tierra son otra fuente de ruido. El ruido atmosférico a menudo se llama estática. El ruido de estática por lo general viene de relámpagos, descargas eléctricas que ocurren entre nubes o entre la Tierra y las nubes. Enormes cargas eléctricas se generan en las nubes y cuando la diferencia de potencial es lo bastante grande, se crea un arco y la electricidad fluye literalmente a través del aire. El relámpago se parece mucho a las cargas estáticas que se experimentan durante la temporada seca del invierno. Los voltajes involucrados son, sin embargo, enormes, y estas señales eléctricas transitorias de megavolts generan armónicas de alta energía que pueden viajar a grandes distancias. Igual que el ruido industrial, el ruido atmosférico de manera básica se muestra como variaciones de amplitud que se suman a una señal e interfieren con ella. El ruido atmosférico tiene su mayor impacto en señales a frecuencias menores de 30 MHz.

Ruido Extraterrestre: El ruido extraterrestre solar y cósmico viene de fuentes en el espacio. Una de las fuentes principales de este tipo de ruido es el Sol, que radia un intervalo amplio de señales en un espectro extenso de ruido. La intensidad de ruido que produce el Sol varía con el tiempo. De hecho, el Sol tiene un ciclo de ruido que se repite cada 11 años. Durante el pico del ciclo, el Sol produce una cantidad pavorosa de ruido que causa enormes interferencias en las señales de radio, que hacen que muchas frecuencias no puedan usarse para comunicaciones. Durante otros años, el ruido se encuentra a menor nivel. El ruido generado por las estrellas fuera de nuestro sistema solar por lo general se denomina ruido cósmico. No obstante que su nivel no es tan grande como el que produce el Sol, dadas las grandes distancias entre las estrellas y la Tierra, sin embargo es una fuente de ruido que debe considerarse. Se muestra de manera principal en el intervalo de 10 MHz a 1.5 GHz, pero causa los mayores disturbios en el intervalo de 15 a 150 MHz.

Ruido Interno: Los componentes electrónicos en el receptor como resistores, diodos y transistores son fuentes fundamentales del ruido interno. Este, aun cuando es de bajo nivel, a menudo es lo bastante grande para interferir con señales débiles. Las fuentes principales de ruido en un receptor son ruido térmico, ruido de semiconductores. Dado que se conocen bien las fuentes de ruido interno, hay cierto control en el diseño sobre este tipo de ruido.

Ruido Térmico: La mayor parte del ruido interno es causado por el fenómeno llamado agitación térmica, que es el movimiento caótico de los electrones libres de un conductor, provocado por el calor. Al aumentar la temperatura, este movimiento atómico se incrementa. Como los componentes son conductores, el movimiento de los electrones constituye un flujo de corriente que provoca un pequeño voltaje a través de ese componente. Los electrones que atraviesan un conductor como flujos de corriente, experimentan impedimentos pasajeros en su trayectoria mientras encuentran a los átomos agitados de manera térmica. La resistencia aparente del conductor fluctúa y así causa el voltaje aleatorio producido térmicamente que se llama ruido.

En la actualidad se puede observar este ruido con sólo conectar un resistor de alto valor a un osciloscopio de ganancia muy alta. El movimiento de los electrones debido a la temperatura ambiente, produce un voltaje a través del resistor. La variación del voltaje es caótica por completo y a muy bajo nivel. El ruido que se desarrolla a través de un resistor es proporcional a la temperatura a que está expuesto. La agitación térmica por lo común se denomina ruido blanco o ruido Johnson, en honor de J. B. Johnson, quien lo descubrió en 1928. Así como la luz blanca tiene todas las otras frecuencias de luz, el ruido blanco incluye todas las frecuencias que ocurren al azar en amplitudes aleatorias. Por lo tanto, una señal de ruido blanco ocupa, en teoría, al menos un ancho de banda infinito. En un resistor más o menos grande a temperatura ambiente o mayor, el voltaje de ruido a través de él puede ser tan grande como algunos microvolts. Este es el mismo orden de magnitud o mayor que muchas señales débiles de RF, las señales de amplitud más débiles serán borradas en su totalidad por este ruido. Dado que el ruido es una señal de banda muy ancha con un intervalo enorme de frecuencias aleatorias, su nivel se puede reducir si se limita el ancho de banda. Si una señal de ruido se alimenta en un circuito sintonizado selectivo, se rechazan muchas de las frecuencias del ruido y baja el nivel general de éste. La potencia del ruido es proporcional al ancho de banda de cualquier circuito al que se aplica. Los filtros pueden reducir el nivel de ruido, pero no lo eliminan por completo.

La cantidad de voltaje de ruido en circuito abierto que aparece a través de un resistor o la impedancia de entrada en un receptor puede calcularse mediante la fórmula de Jonson, que es la siguiente:

$$V_r = \sqrt{4kTBR}$$

Donde V_r = Voltaje de ruido rms.

k = constante de Boltzman (1.38×10^{-23} J/K)

T = temperatura, K ($^{\circ}\text{C} + 273$)

B = ancho de banda. Hz.

R = resistencia, Ω

Observemos la aplicación de esta fórmula en la resolución de los siguientes ejemplos:

Ejemplo 1: Cuál es el voltaje de ruido en circuito abierto a través de un resistor de $100\text{k}\Omega$ dentro de un intervalo de frecuencias de cd a 20 kHz . A temperatura ambiente (25°C).

Solución: la fórmula a usar es la fórmula de Jonson:

$$V_r = \sqrt{4kTBR}$$

$$V_r = \sqrt{4(1.38 \times 10^{-23})(25 + 273)(20 \times 10^3)(100 \times 10^3)}$$

$$V_r = 5.74 \mu\text{V}.$$

Ejemplo 2: El ancho de banda de un receptor con 75Ω de resistencia de entrada es 6 MHz y la temperatura es de 29°C . ¿Cuál es el voltaje del ruido térmico de entrada?

Solución:

$$T = 29 + 273 = 302 \text{ K}.$$

$$V_r = \sqrt{4kTBR}$$

$$V_r = \sqrt{4(1.38 \times 10^{-23})(302)(6 \times 10^6)(75)} = 2.74 \mu\text{V}.$$

Dado que el voltaje del ruido es proporcional al valor de la resistencia, temperatura y ancho de banda, puede disminuirse si se reduce la resistencia, la temperatura y el ancho de banda o cualquier combinación para el nivel mínimo aceptable para la aplicación dada. En muchos casos, por supuesto, los valores de resistencia y ancho de banda no pueden cambiarse. Sin embargo, la temperatura siempre puede controlarse hasta cierto punto. Todo lo que pueda hacerse para mantener los circuitos fríos reducirá en forma considerable el ruido. Los disipadores de calor, los ventiladores y una buena ventilación ayudan a reducir el ruido. Muchos de los receptores de bajo ruido para señales débiles de microondas de aeronaves y en radiotelescopios, son súper enfriados; esto es, su temperatura se reduce a niveles (criogénicos) muy bajos con nitrógeno líquido o helio líquido. El ruido térmico también puede calcularse como un nivel de potencia. La fórmula Johnson es entonces:

$$P_r = kTB$$

Donde P_r es el nivel promedio de potencia del ruido en watts.

Se debe Observar que al trabajar con potencia el valor de la resistencia no entra en la ecuación.

Observemos la aplicación de esta fórmula en la resolución del siguiente ejemplo: ¿Cuál es el valor promedio de potencia del ruido de un dispositivo que opera a 90 °F con una banda de 30 kHz.?

Solución:

$$T_c = 5 (T_F - 32)/9 = 5(90 - 32)/9 = 5(58)/9 = 290/9 = 32.2 \text{ } ^\circ\text{C}.$$

$$T_k = T_c + 273 = 32.2 + 273 = 305.2 \text{ K}.$$

$$P_r = (1.38 \times 10^{-23}) (305.2) (30 \times 10^3) = 1.26 \times 10^{-16} \text{ W}.$$

Ruido de los Semiconductores (Ruido de disparo, ruido de tránsito y ruido de parpadeo): Componentes electrónicos como diodos y transistores son contribuyentes mayores de ruido. Además del ruido térmico, los semiconductores producen ruido de tránsito y ruido de parpadeo. El tipo más común de ruido de los semiconductores es el de disparo.

El Ruido de Disparo (Flicker Noise), Se le considera nocivo, Ello se debe a su comportamiento impulsivo, es decir, de cambios muy bruscos pero de corta duración. El flujo de la corriente en cualquier dispositivo no es directo y lineal. Los portadores de corriente, electrones o huecos, algunas veces toman trayectorias al azar desde la fuente hasta destino, ya sea que el destino sea un elemento de salida, la placa de un tubo, el colector o drenaje de un transistor. Este movimiento aleatorio es el que produce el efecto de disparo. El ruido de disparo o caótico también es producido por el movimiento aleatorio de los electrones o los huecos a través de una unión PN. Aun cuando el flujo de la corriente se establece por la tensión de polarización externa, algún movimiento aleatorio de los electrones o de los huecos ocurrirá debido a las discontinuidades en el dispositivo. Por ejemplo, la interfase entre el conductor de cobre y el material semiconductor forma una discontinuidad que causa el movimiento aleatorio de los portadores de corriente.

El ruido de disparo también es ruido blanco, ya que tiene todas las frecuencias y amplitudes dentro de un intervalo extenso. La amplitud de los voltajes del ruido es impredecible, pero sigue una curva de distribución Gaussiana, que es un trazo de la probabilidad que ocurran amplitudes específicas. La cantidad de ruido de disparo es directamente proporcional a la cantidad de polarización de cd que fluye por el dispositivo. El ancho de banda del dispositivo o circuito también es importante. La corriente de ruido rms en un dispositivo (I_r) se calcula con la fórmula:

$$I_r = \sqrt{2qIB}$$

Donde q = carga de un electrón $1.6 \times 10^{-19} \text{ C}$.

I = Corriente directa, cd en A.

B = ancho de banda, Hz.

Como ejemplo, supongamos una corriente de cd de polarización de 0.1 mA y un ancho de banda de 12.5 kHz. La corriente de ruido es:

$$I_r = \sqrt{2(1.6 \times 10^{-19})(0.0001)(12500)} = \sqrt{(4 \times 10^{-19})} = 0.632 \times 10^{-9} = 0.632 \text{ nA}$$

Supongamos ahora que la corriente fluye a través de la unión emisor-base de un transistor bipolar. La resistencia dinámica de esta unión ($r_{e'}$) puede calcularse con la expresión $r_{e'} = 0.025/I_e$, donde I_e , es la corriente de emisor. Si se considera una corriente de emisor de

1 mA, se tiene $re' = 0.025/0.001 = 25 \Omega$ El voltaje del ruido a través de la unión se encuentra mediante la ley de Ohm.

$$V_r = I_{r_e'} = 0.623 \times 10^{-9} \times 25 = 15.8 \times 10^{-9} = 15.8 \text{ nV}$$

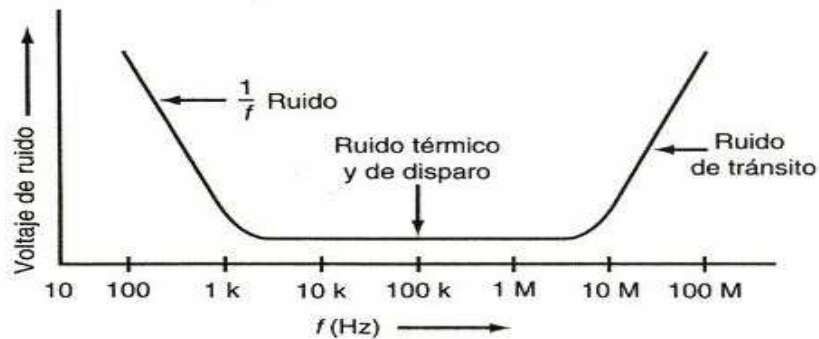
Este voltaje en apariencia es despreciable, pero se debe recordar que el transistor tiene ganancia y, por lo tanto, amplificará esta variación, haciéndola mayor en la salida. Por lo general, el ruido de disparo se reduce si las corrientes del transistor se mantienen bajas, ya que la corriente de ruido es proporcional a la corriente real. Esto no es cierto en los MOSFET, en los que el ruido de disparo es más o menos constante, al margen del nivel de la corriente. El ruido de disparo en los tubos al vacío, se debe a la emisión aleatoria de electrones del cátodo. En dispositivos con semiconductores su causa está en la difusión aleatoria de portadores minoritarios y la generación aleatoria y recombinación de los pares huecos-electrones. La corriente formada de electrones emitidos no es constante sino que fluctúa alrededor de un valor medio, Si se observa esta corriente en un osciloscopio con un barrido lento aparecerá, con aspecto constante en esencia, pero al observar con el barrido rápido, es decir, habiendo ampliado mucho la escala del tiempo, se manifestará la naturaleza desigual de la corriente.

Otro tipo de ruido que ocurre en los transistores es el ruido tiempo de tránsito. El término tiempo de tránsito se refiere al tiempo que le toma a un portador de corriente, como un hueco o un electrón, moverse de una entrada a una salida. Los dispositivos mismos son muy delgados, por lo que las distancias implicadas son mínimas; sin embargo, el tiempo que demoran los portadores de corriente en trasladarse aun una distancia muy corta, es finito. En frecuencias bajas este tiempo es despreciable, pero si la frecuencia de operación es alta y el periodo de la señal que se está procesando es del mismo orden de magnitud que el tiempo de tránsito, puede haber problemas. El ruido tiempo de tránsito se muestra como una variación aleatoria de los portadores de corriente dentro de un dispositivo, que ocurre cerca de la frecuencia de corte superior. El ruido tiempo de tránsito es directamente proporcional a la frecuencia de operación. Como la mayoría de los circuitos se diseñan en una frecuencia mucho menor que el límite superior del transistor, el ruido tiempo de tránsito rara vez es un problema.

Un tercer tipo de ruido del semiconductor es el ruido de parpadeo o ruido excesivo, también ocurre en los resistores y en los semiconductores. Esta perturbación se debe a pequeñas variaciones aleatorias del material del resistor o del semiconductor. Es directamente proporcional a la corriente y la temperatura. Sin embargo, es inversamente proporcional a la frecuencia y por ello, algunas veces se denomina ruido 1/f. El ruido de parpadeo toma su mayor valor en las frecuencias bajas y, por lo tanto, no es ruido blanco puro. Debido a la escasez de componentes de alta frecuencia, el ruido 1/f. También se llama ruido rosa. En ciertas frecuencias bajas el ruido de parpadeo empieza a superar el ruido térmico o el de disparo. En algunos transistores esta frecuencia de transición es tan baja como algunos cientos de Hz; en otros, el ruido puede empezar a crecer en frecuencias tan altas como 100 kHz. Esta información se menciona en la hoja de trabajo del transistor, que es la mejor fuente de información de datos de ruido. La cantidad de ruido de parpadeo presente en los resistores depende del tipo de éstos. La tabla siguiente muestra el intervalo de voltaje de ruido producido por los distintos tipos de resistores más populares. Como los resistores de carbón exhiben una cantidad enorme de ruido de parpadeo, un orden de magnitud mas que los otros tipos, se evitan en circuitos amplificadores de bajo ruido y otros.

TIPO DE RESISTOR	INTERVALO DE VOLTAJE DE RUIDO, μV
Carbón compuesto.	0.1 – 3.0
Película de carbón.	0.05 – 0.3
Película Metálica.	0.02 – 0.2
Alambre.	0.01 – 0.2

Los resistores de alambre enrollado tienen el menor ruido de parpadeo, pero se usan muy rara vez, por que contribuyen a una inductancia grande del circuito, lo cual es inaceptable en circuitos de RF. Por ultimo, en frecuencias bajas, el voltaje de ruido es alto, debido al ruido $1/f$. en frecuencias muy altas, el incremento del ruido se debe al efecto de transito cerca de la frecuencia superior de corte del dispositivo. El ruido alcanza su nivel mas bajo en el intervalo medio, donde opera la mayoría de los dispositivos. En este intervalo, el ruido se debe a los efectos térmicos y de disparo, algunas veces con mayor contribución del ruido de disparo sobre el ruido térmico, la siguiente figura muestra lo mencionado anteriormente:



Ruido en un transistor con respecto a la frecuencia.

Ruido Blanco: Señal que presenta un mismo efecto perturbador de magnitud constante para todas las frecuencias. En la vida real lo encontramos como ruido térmico, el cual se encuentra presente en todo componente electrónico. La causa del ruido térmico es la agitación dependiente de la temperatura de los electrones dentro de la estructura de los conductores, por ejemplo una resistencia. Su efecto es normalmente inofensivo y controlable.

Ruido Rosado: Señal que no es obtenida naturalmente sino teóricamente, en laboratorio. Es la señal que resulta de filtrar al Ruido Blanco con un filtro pasabajo de 3dB por octava. De esta forma, presenta un espectro plano en un eje de frecuencias logarítmico. Es utilizado en aplicaciones de acústica y audio, como prueba de parlantes.

Ruido gaussiano: También se le dice ruido blanco, es el ruido cuya curva de distribución está especificada en términos de probabilidad, según una curva estadística normal. Es debido a la agitación térmica de los electrones en la línea de transmisión, o a la inducción de líneas eléctricas adyacentes. Se considera inevitable, pero por lo general no es un problema a menos que su nivel sea muy elevado. Ejemplos de este tipo de ruido los tenemos en el ceceo de fondo o estática conocido en radios y teléfonos.

7.2.- DENSIDAD ESPECTRAL DE POTENCIA DEL RUIDO.

La densidad espectral de potencia del ruido se observa en el ruido de disparo, el cual fue mencionado en el subcapítulo anterior. En la corriente de ruido de disparo $i(t)$, que consta de 2 componentes: una corriente constante I_0 y otra, que varía con el tiempo, $i_n(t)$. Como esta última componente es aleatoria, no puede especificarse como función del tiempo; sin embargo, $i_n(t)$. Representa una señal aleatoria estacionaria y se especifica por medio de su espectro de densidad de potencia. Puesto que existen n pulsos por segundo, se puede esperar que el espectro de densidad de potencia de $i_n(t)$. Sea n veces mayor que el espectro de densidad de energía de $i_e(t)$. En realidad, así sucede. Así pues, si: $I_e(t) \leftrightarrow I_e(\omega)$

Entonces $S_i(\omega)$, el espectro de densidad de potencia de $i_n(t)$, está dado por:

$$S_i(\omega) = \bar{n} |I_e(\omega)|^2$$

$I_e(\omega)$ es la transformada de Fourier de $i_e(t)$ y se puede encontrar como sigue:

$$i_e(t) = \frac{2q}{\tau_a} [tu(t) - \tau_a u(t - \tau_a) - (t - \tau_a)u(t - \tau_a)]$$

Tomando la transformada de Laplace en ambos miembros de la ecuación anterior y al sustituir $j\omega$ por s , se obtiene:

$$i_e(t) \leftrightarrow I_e(\omega) = \frac{2q}{-\omega^2 \tau_a^2} [1 - e^{-j\omega\tau_a} - j\omega\tau_a e^{-j\omega\tau_a}]$$

Sustituyendo la ecuación anterior:

$$i_e(t) \leftrightarrow I_e(\omega) = \frac{2q}{-\omega^2 \tau_a^2} [1 - e^{-j\omega\tau_a} - j\omega\tau_a e^{-j\omega\tau_a}]$$

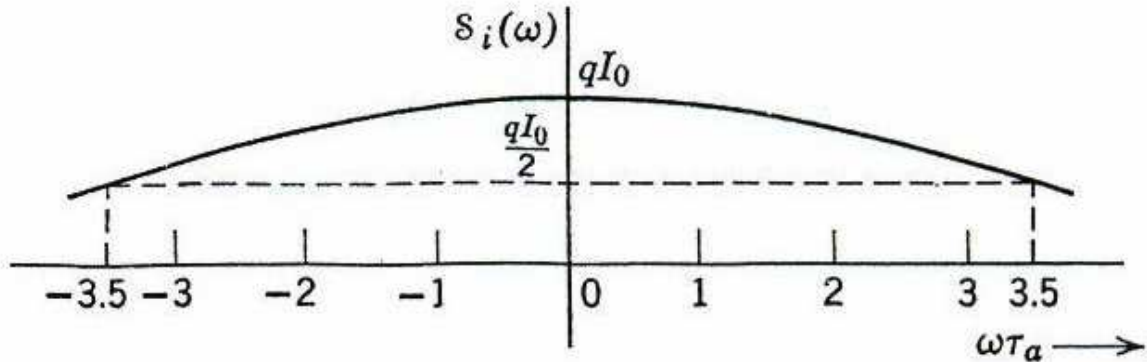
En la ecuación:

$$S_i(\omega) = \bar{n} |I_e(\omega)|^2$$

Se tendrá:

$$S_i(\omega) = \bar{n} |I_e(\omega)|^2 = \frac{4I_0 q}{(\omega\tau_a)^4} [(\omega\tau_a)^2 + 2(1 - \cos\omega\tau_a - \omega\tau_a \operatorname{sen}\omega\tau_a)]$$

El espectro de densidad de potencia promedio se puede representar como función de ω . Según la ecuación anterior, resulta más conveniente representar $S_i(\omega)$ como función de $\omega\tau_a$ esto se observa en la siguiente figura:



Obsérvese que el espectro de densidad de potencia es casi plano para $\omega\tau_a < 0.5$

El orden de magnitud de τ_a se puede calcular a partir de la ecuación:

$$\tau_a = \sqrt{\frac{2m}{qV}}d$$

Nos conduce a:

$$\tau_a = 3.36 \times 10^{-6} \frac{d}{\sqrt{V}} \text{ Segundos}$$

Para un diodo con el espacio placa-cátodo $d=1 \text{ mm}$ (10^{-3} metro) y con $V = 10$ volts:

$$\tau_a \approx 10^{-9} \text{ segundos.}$$

En este caso, el espectro de densidad de potencia de la componente de corriente de ruido será esencialmente plano hasta:

$$\omega \approx 0.5 \times 10^9 = 500 \times 10^6 \text{ rps}$$

Esto corresponde aproximadamente a 80 MHz., en general, se puede considerar el espectro de densidad de potencia del ruido de disparo como constante (qI_0) para frecuencias inferiores a 100 MHz:

$$S_i(\omega) = qI_0$$

Para finalizar cabe mencionar que la potencia de una señal y la densidad de potencia se refieren a una carga normalizada resistiva de 1 ohm. La potencia P de una señal $f(t)$ se define como la potencia disipada por una fuente de voltaje $f(t)$ a través de un resistor de 1 ohm. Si este mismo voltaje $f(t)$ se aplica a través de un resistor de R ohms, la potencia disipada será, desde luego, diferente. Para distinguir estas dos potencias, denotaremos la potencia normalizada (a través de 1 ohm) por P_n y la potencia disipada a través del resistor R por P_R . Se puede ver que:

$$P_R = \frac{P_n}{R}$$

Así, la potencia real disipada por una señal $f(t)$ a través de un resistor de 1 ohm es $1/R$ multiplicado por P_n , potencia de la señal $f(t)$. Lo que sea válido para la potencia, lo será para el espectro de densidad de potencia. La densidad de potencia representa la potencia disipada por ancho de banda unitario de las componentes de frecuencia de $f(t)$ a través de

un resistor de 1 ohm. En consecuencia, la densidad de potencia es una densidad de potencia normalizada. Si esta misma señal $f(t)$ se aplica a un resistor de valor R , la densidad de potencia real disipada será $1/R$ multiplicado por la densidad de potencia de $f(t)$:

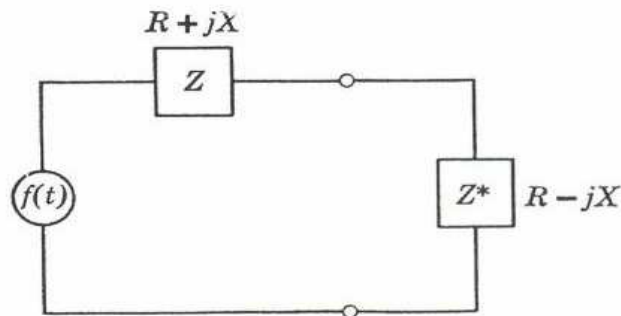
$$S_R(\omega) = \frac{S_n(\omega)}{R}$$

En donde $S_n(\omega)$ y $S_R(\omega)$ representan la densidad de potencia de $f(t)$ y la densidad de potencia real disipada por $f(t)$ a través de R ohms.

La Densidad de potencia máxima: Consideremos una fuente de voltaje $f(t)$ con densidad de potencia $S_f(\omega)$ y una impedancia interna $R_s + jX_s$. Es bien conocido que para entregar la máxima potencia a una carga, la impedancia de carga debe ser complejo conjugado de la impedancia de la fuente (carga acoplada):

$$Z_L = Z_s^* = R_s - jX_s$$

En la figura siguiente, se muestra la condición de acoplamiento:



Es evidente que en esta condición, $f(t)$ encuentra una resistencia de $2R_s$ ohms y la densidad de potencia real disipada por $f(t)$ es $S_f(\omega)/2R_s$. La mitad de esta potencia se disipa a través de la resistencia de la fuente y la mitad restante se entrega a la carga. Por lo tanto, la densidad de potencia real entregada a la carga es $S_f(\omega)/4R_s$. Esta es la densidad de potencia máxima que se puede extraer de $f(t)$ mediante una fuente externa. Por esta razón, se le llama densidad de potencia máxima y quedará representada por $S_{av}(\omega)$:

$$S_{av}(\omega) = \frac{S_f(\omega)}{4R_s}$$

Por lo tanto, la densidad de potencia máxima es la densidad de potencia real que se puede extraer de una fuente dada. Para una fuente de voltaje $f(t)$ con impedancia interna $R_s + jX_s$, la densidad de potencia máxima es $1/4R_s$ multiplicado por la densidad de potencia

(normalizada) de $f(t)$. En general, R_s es función de ω y la ecuación $S_{av}(\omega) = \frac{S_f(\omega)}{4R_s}$ se

debe expresar como:

$$S_{av}(\omega) = \frac{S_f(\omega)}{4R_s(\omega)}$$

7.3.- RELACIÓN SEÑAL RUIDO, CIFRA DE RUIDO Y TEMPERATURA DE RUIDO.

Relación Señal a Ruido (S/N): La relación señal a ruido (S/N) indica las intensidades relativas de la señal y el ruido en un sistema de comunicaciones. A mayor intensidad de la señal y debilidad del ruido, mayor será la relación S/N. Si la señal es débil y el ruido fuerte, la relación S/N será baja y la recepción no será confiable. Los equipos de comunicación se diseñan para proporcionar la más alta relación factible de señal a ruido. Las señales pueden expresarse en términos de voltaje o de potencia. La relación S/N se calcula mediante los valores de voltaje o de potencia.

$$S/N = \frac{V_S}{V_R} \quad \text{Ó} \quad S/N = \frac{P_S}{P_R}$$

Donde V_S = voltaje de la señal.

V_R = voltaje del ruido.

P_S = potencia de la señal.

P_R = potencia del ruido.

Suponiendo, por ejemplo, que el voltaje de la señal es $1.2 \mu V$ y del ruido $0.3 \mu V$ La relación S/N es $1.2/0.3 = 4$. La mayoría de las relaciones S/N se expresan en términos de potencia en vez de voltaje. Por ejemplo, si la potencia de la señal es $5 \mu W$ y la potencia del ruido $125 n W$, la relación S/N es: $5 \times 10^{-6}/125 \times 10^{-9} = 40$.

Los valores precedentes de S/N pueden convertirse a decibeles como sigue:

Para voltaje: $dB = 20 \log (S/N) = 20 \log (4) = 20 (0.602) = 12 \text{ dB}$.

Para Potencia: $dB = 10 \log (S/N) = 10 \log (40) = 10 (1.602) = 16 \text{ dB}$.

Como quiera que se exprese, si la relación S/N es menor que 1, el valor en dB será negativo y el ruido será más fuerte que la señal. La calidad de ruido de un receptor puede expresarse en términos de cantidad de ruido (cifra de ruido), factor de ruido y temperatura de ruido. A continuación se hablara brevemente de cada uno de estos:

Factor de Ruido y Cantidad de Ruido (cifra de ruido): El factor de ruido es la relación de la potencia de S/N a la entrada a la potencia de S/N a la salida. El dispositivo en consideración puede ser el receptor completo o una sola etapa de amplificación. El factor de ruido o relación de ruido (NR), se calcula con la expresión:

$$NR = \frac{S/N(\text{entrada})}{S/N(\text{salida})}$$

Cuando el factor de ruido se expresa en decibeles, se llama cantidad de ruido (NF) y se calcula con la expresión:

$$NF = 10 \log NR \quad \text{Decibeles.}$$

Los amplificadores y receptores siempre tienen más ruido en la salida que en la entrada debido a que el ruido interno se suma a la señal. Y aun si la señal se amplifica en el camino,

el ruido que genera en el proceso se amplifica con ella. La relación S/N en la salida será menor que la relación S/N de la entrada y, por lo tanto, la cantidad de ruido siempre será mayor que 1. Un receptor que no haya contribuido con ruido a la señal tendría una cantidad de ruido de 1, o 0 dB, que en la práctica no es alcanzable. Por lo general, en un receptor de comunicaciones un amplificador de transistores tiene una cantidad de ruido de algunos dB. A menor cantidad de ruido, mejor será el amplificador o receptor. Las cantidades de ruido menores que 2 dB son excelentes. Por medio del siguiente ejemplo se observa como se obtiene el factor de ruido y la cantidad de ruido: Ejemplo: Si un amplificador de RF tiene una S/N de 8 en la entrada y una S/N de 6 en la salida, ¿Cuáles son el factor de ruido y la cantidad de ruido?

Solución:

$$NR = \frac{S/N(entrada)}{S/N(salida)} = \frac{8}{6} = 1.333$$

$$NF = 10 \log NR \text{ Decibeles.} = 10 \log (1.333) = 10 (0.125) = 1.25 \text{ dB.}$$

Temperatura de Ruido: La mayor parte del ruido que se produce en un dispositivo es ruido térmico, el cual es directamente proporcional a la temperatura. Por lo tanto, otra forma de expresar el ruido en un amplificador o un receptor es en términos de temperatura de ruido T_N . La temperatura de ruido se expresa en Kelvin. Recuerde que la escala de temperatura de Kelvin se relaciona con la escala Celsius por la relación $T_K = T_C + 273$. La relación entre la temperatura de ruido y NR está dada por:

$$T_N = 290 (NR - 1)$$

Por ejemplo, si el factor de ruido es 1.5, la temperatura equivalente de ruido es $T_N = 290 (1.5 - 1) = 290 (0.5) = 145 \text{ K}$. Es evidente que si el amplificador o receptor no contribuyen con ruido, entonces NR será 1, como se indicó. Si se inserta este valor en la expresión anterior da una temperatura equivalente de ruido de 0 K.

$$T_N = 290 (1 - 1) = 290 (0) = 0 \text{ K.}$$

Si la relación de ruido es mayor que 1, se producirá una temperatura equivalente de ruido, que es la temperatura a la cual un resistor de valor Z_o del dispositivo tendría que elevarse para generar el mismo V_r que produce el dispositivo. La temperatura de ruido sólo se usa en circuitos o equipos que operan en VHF, UHF o frecuencias de microondas. El factor de ruido, o cantidad de ruido, se usa en frecuencias más bajas. Un buen transistor o etapa de amplificación de bajo ruido por lo común tiene una temperatura de ruido de menos de 100 K. A menor temperatura de ruido, mejor será el dispositivo. A menudo se ve la temperatura de ruido de un transistor en la hoja de trabajo de dicho transistor.

7.4.- CÁLCULO DE LA PROBABILIDAD DE ERROR EN COMUNICACIONES EN BANDA BASE Y EN PASABANDA.

En esta sección se mostrar el calculo de la probabilidad de error para un sistema de transmisión digital binario en banda base, en el que se emplea un filtro adaptado. Las señales enviadas son:

$$s_0(t) = a_0 h_T(t)$$

$$s_1(t) = a_1 h_T(t)$$

Y el ruido del sistema es blanco con densidad espectral de potencia $\eta/2$.

Lo primero que hay que hacer es calcular las funciones densidades de probabilidad de los valores a la salida condicionadas a las señales transmitidas $p(a/0)$ y $p(a/1)$. Esto es, supongamos que se transmite un cero, por tanto la señal enviada es $s_0(t)$. Entonces $p(a/0)$ es la función densidad de probabilidad de los valores a la salida del filtro adaptado en los instantes de muestreo. En este caso $p(a/0)$ es una delta de dirac, lo cual indica que en el caso de transmitir un cero la amplitud en el instante de muestreo a la salida del filtro adaptado siempre vale $a_0 E_p$. Donde E_p es la energía del pulso $h_T(t)$. En el caso de que exista ruido, el valor en instante de muestreo dejará de ser único y pasará a ser una variable aleatoria. Si el ruido a la entrada tiene media nula, el valor medio de $p(a/0)$ es $a_0 E_p$. Además si $n(t)$ es gaussiano $p(a/0)$ es gaussiana, y su desviación típica es la raíz cuadrada de la varianza del ruido:

$$\sigma_n = \sqrt{E_p \frac{\eta}{2}} \quad \text{Por tanto:} \quad p(a/0) = \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma_n^2}} e^{-\frac{(a-a_0 E_p)^2}{2\sigma_n^2}}$$

Si repetimos el razonamiento con la señal $s_1(t)$ podemos obtener $p(a/1)$. Si las señales $s_0(t)$ y $s_1(t)$, son equiprobables (la probabilidad de enviar un cero es la misma que la de enviar un uno), parece lógica la siguiente regla de decisión:

$$0 \text{ si } p(a/0) > p(a/1)$$

$$1 \text{ si } p(a/1) > p(a/0)$$

Es decir, decidimos por el símbolo más probable, en función de las densidades de probabilidad condicionales. Este criterio de decisión se conoce como criterio de máxima probabilidad a posteriori o criterio MAP.

En nuestro caso, la regla anterior es equivalente a poner un umbral y decidir de la siguiente forma, donde $\text{umbral} = \frac{(a_0 + a_1)}{2} E_p$:

$$0 \text{ si } a > \text{umbral}$$

$$1 \text{ si } a < \text{umbral}$$

A continuación se resumen las situaciones en las que se van a producir errores, empleando el criterio anterior:

- A) se envió un cero y el valor a en el instante de muestreo es mayor que el umbral.
 B) se envió un uno y el valor a en el instante de muestreo es menor que el umbral.

Por tanto la probabilidad de error será:

$$P_e = P_0 \int_{\text{umbral}}^{\infty} p(a/0) da + P_1 \int_{-\infty}^{\text{umbral}} p(a/1) da$$

Donde P_0 y P_1 son las probabilidades de que se transmita un cero o un uno respectivamente. Si suponemos que los símbolos son equiprobables $P_0 = P_1 = 0.5$. Y por lo tanto:

$$P_e = \int_{\text{umbral}}^{\infty} p(a/0) da = \int_{\frac{a_1+a_0}{2} E_p}^{\infty} \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma_n} e^{-\frac{(a-a_0 E_p)^2}{2\sigma_n^2}} da$$

Haciendo el cambio en la variable $b = (a - a_0 E_p) / \sigma_n$, queda:

$$P_e = \int_x^{\infty} \frac{1}{\sqrt{2\pi}} e^{-b^2/2} \quad \text{donde} \quad x = (a_1 - a_0) \sqrt{\frac{E_p}{2\eta}} \quad \text{la integral de la ecuación anterior se le conoce como } Q(x), \text{ por lo tanto la probabilidad de error es:}$$

$$P_e = Q(x) = Q\left((a_1 - a_0) \sqrt{\frac{E_p}{2\eta}}\right) \quad \text{ó} \quad P_e = Q\left((a_1 - a_0) \sqrt{\frac{E_p}{2\eta}}\right)$$

Ahora sobre el cálculo de la probabilidad de error en señales moduladas, (en esta sección se hablara solo para el sistema ASK y FSK), Para realizar el cálculo de la probabilidad de error se usan las llamadas distribuciones de Rayleigh y de Rice ya derivadas, para determinar la probabilidad de error en el caso de la detección de envolvente. Por conveniencia, las dos distribuciones estadísticas se reescriben abajo. La potencia del ruido N ha sido escrita esta vez en lugar de la variancia σ^2 .

1.- Caso de presencia sólo del ruido, $A = 0$:

$$f_n(r) = \frac{r e^{-r^2/2N}}{N} \quad r \geq 0$$

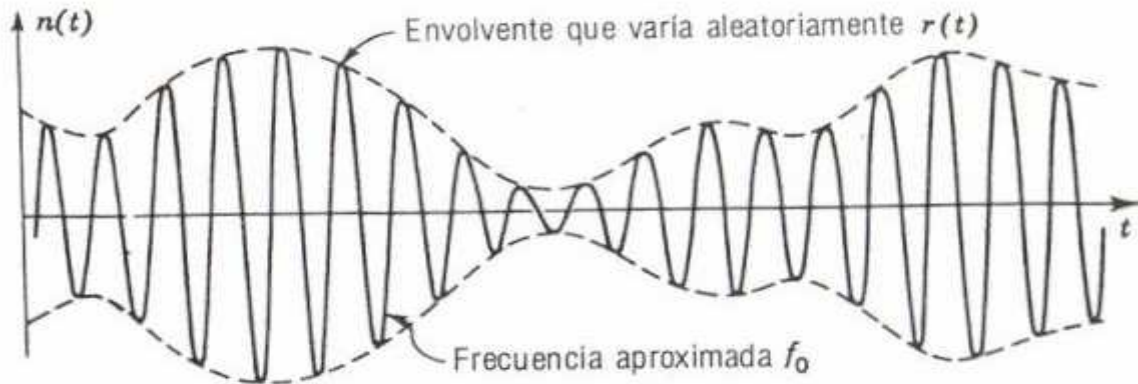
2.- caso de señal más ruido, $A > 0$:

$$f_s(r) = \frac{r e^{-r^2/2N}}{N} e^{-A^2/2N} I_0\left(\frac{rA}{N}\right) \quad r \geq 0$$

El subíndice n indica ruido, s indica ruido más señal. $I_0(x)$ es la función de Bessel modificada. N es por supuesto la variancia del ruido o la potencia media de éste, medida a

la salida del filtro de banda estrecha $H(w)$. Aquí $A^2/2N$ es la potencia promedio de la señal cuando se transmite un uno. $A^2/2N$ es entonces la relación de potencia de señal a ruido.

Un diagrama típico del ruido a la salida del filtro de banda estrecha se muestra en la siguiente figura:



Ruido a la salida del filtro de banda angosta.

Nótese que se asemeja a una onda senoidal de frecuencia f_0 , que varía lentamente en amplitud y fase a una velocidad determinada por el ancho de banda del filtro. La envolvente $r(t)$ que se muestra en líneas discontinuas en la figura anterior, tiene un comportamiento estadístico de tipo Rayleigh de la ecuación:

$$f_n(r) = \frac{r e^{-r^2/2N}}{N} \quad r \geq 0$$

La forma funcional del ruido mostrado esta dada por la ecuación siguiente:

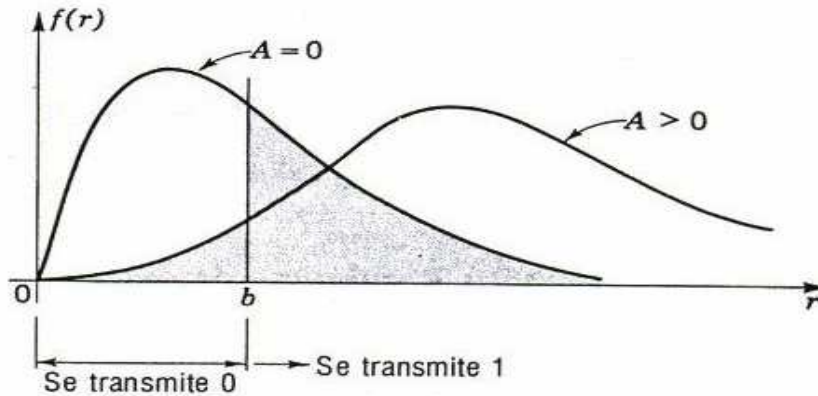
$$V(t) = [f(t) + x(t)] \cos \omega_0 t - y(t) \sin \omega_0 t$$

Con $A = 0$. La fase angular aleatoria $\theta(t)$ está distribuida uniformemente entre 0 y 2π Utilizando las dos funciones de densidad de probabilidad, la

ecuación: $f_n(r) = \frac{r e^{-r^2/2N}}{N} \quad r \geq 0$, para únicamente el ruido (o cuando se transmite un

espacio 0) y la de la ecuación: $f_s(r) = \frac{r e^{-r^2/2N}}{N} e^{-A^2/2N} I_0\left(\frac{rA}{N}\right) \quad r \geq 0$, para la señal más

ruido (o cuando se transmite una marca ó 1), se puede proceder ahora a calcular la probabilidad de error para la señalización ASK, (ASK también se le llama OOK), cuando se utiliza la detección de envolvente., la única diferencia proviene de que ahora debe considerarse el comportamiento estadístico de la envolvente en lugar de la estadística gaussiana que se supuso. Ahora se decide que se ha transmitido un 0 si $r < b$, Y un 1 cuando $r > b$. El nivel de decisión b corresponde entonces al nivel de decisión d , Aunque d podría tomar cualquier valor, positivo o negativo, b está por supuesto restringido a los valores positivos únicamente debido a las características de la envolvente. La figura siguiente muestra las dos regiones de decisión que se introducen al definir el nivel de decisión b :



Supóngase, que las probabilidades a priori de transmitir un 0 y un 1 son, respectivamente, P_0 y $P_1 = 1 - P_0$. La probabilidad total de error está dada entonces por:

$$P_e = P_0 \int_b^{\infty} f_n(r) dr + P_1 \int_0^b f_s(r) dr$$

Utilizando la función de densidad de Rayleigh de la ecuación: $f_n(r) = \frac{r e^{-r^2/2N}}{N}$ $r \geq 0$, en la primera integral y la función de densidad de Rice de la ecuación

$$f_s(r) = \frac{r e^{-r^2/2N}}{N} e^{-A^2/2N} I_0\left(\frac{rA}{N}\right) \quad r \geq 0$$

en la segunda. Las dos integrales se indican por el sombreado de la figura anterior, Aunque la primera integral se evalúa directamente, resultando $e^{-b^2/2N}$ la segunda integral no puede evaluarse en una forma cerrada. Sin embargo, ha sido calculada numéricamente y tabulada por muchos investigadores.

Llevando a cabo las integrales de la ecuación: $P_e = P_0 \int_b^{\infty} f_n(r) dr + P_1 \int_0^b f_s(r) dr$, para el caso

especial en que $P_0 = P_1 = 1/2$, las dos integrales son las mismas (es decir, las dos áreas sombreadas de la Figura anterior son iguales). Para la misma probabilidad de error P_e se requiere alguna potencia mayor para la señal (mayor A/\sqrt{N}), o para la misma S/N A/\sqrt{N} , P_e debe ser algo más grande. Esto es lo que podría esperarse puesto que se está tomando esencialmente información útil ignorando la fase en el caso de la detección de envolvente. Realmente, el nivel de decisión puede optimizarse de nuevo eligiéndolo de modo que se minimice la probabilidad de error P_e de la ecuación: $P_e = P_0$

$$\int_b^{\infty} f_n(r) dr + P_1 \int_0^b f_s(r) dr .$$

Nótese, sin embargo, un punto importante. Nuevamente la probabilidad de error depende únicamente de la relación A/\sqrt{N} relación de la señal pico a la salida del filtro de banda angosta con respecto al ruido rms medido en el mismo punto. La única manera de disminuir la probabilidad de error es aumentar A/\sqrt{N} . Para esto se necesita un filtro adaptado. El filtro de banda angosta $[H(\omega)]$ debería entonces estar adaptado a la señal que representa el símbolo "1" o marca, en este caso una ráfaga senoidal a la frecuencia f_0 , que dura el intervalo binario. En todos los sistemas de transmisión digital con ruido gaussiano aditivo

como la principal causa de los errores de detección, deben usarse normalmente filtros adaptados o aproximaciones razonablemente buenas de ellos con el fin de minimizar la probabilidad de error. En esto se incluyen los sistemas digitales de banda base, los sistemas de portadora coherente o sincrónica. Si se consideran pulsos individuales de decisión, independientes de las hileras de datos que preceden o siguen al pulso en cuestión, normalmente se requerirá un filtro adaptado. En la práctica, por supuesto, la condición de filtro adaptado se satisface simplemente diseñando el filtro para que tenga el ancho de banda apropiado, el cual es usualmente el recíproco del ancho del pulso de señal (o el recíproco del intervalo binario). Por otra parte, puede tolerarse algún ensanchamiento del ancho de banda y con frecuencia se emplea para disminuir el traslape de los pulsos (interferencia entre símbolos) sin que se afecte críticamente la Relación señal ruido.

Para determinarse la probabilidad de error del sistema de FSK detectado por envolvente o en forma no coherente, Supóngase aquí que la frecuencia f_1 , corresponde a la transmisión de un 1 (marca), f_2 a un cero (espacio). Si realmente, se ha transmitido una marca, en el canal 1 debe aparecer señal más ruido, y en el canal 2 solamente ruido. El valor muestreado de $(r_1 - r)$ debería ser positivo para que se realice una detección correcta. De manera similar: $(r_1 - r_2)$ debería ser negativo si se ha transmitido un espacio. (Nótese que aunque el sincronismo de fase ya no se ha supuesto entre el transmisor y el receptor, el sincronismo de los intervalos binarios debe mantenerse.) Obviamente se cometerá un error si $(r_1 - r_2)$ es negativo cuando se ha transmitido una marca, o si es positivo cuando se ha transmitido un espacio. Si los unos y ceros se suponen igualmente probables de ser transmitidos, la probabilidad de cualquier tipo de error es la misma por la simetría. Suponiendo, por ejemplo, que se ha transmitido una marca, la probabilidad de error es justamente la probabilidad de que el ruido que provoca r_2 exceda la envolvente de señal más ruido de la señal r_1 Esto está dado por:

$$P_e = \int_{r_1=0}^{\infty} f_s(r_1) \left[\int_{r_2=r_1}^{\infty} f_n(r_2) dr_2 \right] dr_1$$

Donde se han usado las funciones de densidad de las ecuaciones $f_n(r) = \frac{r e^{-r^2/2N}}{N} \quad r \geq 0$

$$f_s(r) = \frac{r e^{-r^2/2N}}{N} e^{-A^2/2N} I_0\left(\frac{rA}{N}\right) \quad r \geq 0$$

Donde se señala. La integral interna proporciona la probabilidad de error para un valor fijo de r_1 , Promediando sobre todos los valores posibles de r_1 , se obtiene la ecuación:

$$P_e = \int_{r_1=0}^{\infty} f_s(r_1) \left[\int_{r_2=r_1}^{\infty} f_n(r_2) dr_2 \right] dr_1, \text{ Como } f_n(r), \text{ es justamente la densidad de Rayleigh, la}$$

integral interna resulta ser $e^{-r_1^2/2N}$ La expresión para la probabilidad de error es entonces justamente:

$$P_e = \int_0^{\infty} \frac{r_1}{N} e^{-r_1^2/2N} e^{-A^2/2N} I_0\left(\frac{r_1 A}{N}\right) dr_1$$

Para integrar esta expresión, se define una variable nueva (muda) $x = \sqrt{2r_1}$ la ecuación:

$$Pe = \int_0^{\infty} \frac{r_1}{N} e^{-r_1^2/N} e^{-A^2/2N} I_0\left(\frac{r_1 A}{N}\right) dr_1 \text{ entonces llega a ser, con algunas manipulaciones:}$$

$$Pe = \frac{1}{2} e^{-A^2/4N} \int_0^{\infty} \frac{x}{N} e^{-x^2/2N} e^{-A^2/4N} I_0\left(\frac{x A}{\sqrt{2N}}\right) dx$$

Pero el integrando tiene exactamente la forma de la función de densidad de rice de la

ecuación: $f_s(r) = \frac{r e^{-r^2/2N}}{N} e^{-A^2/2N} I_0\left(\frac{r A}{N}\right) \quad r \geq 0$ si A de esta se reemplaza por el

termino $A/\sqrt{2}$ de ahora. La integral debe entonces ser exactamente igual a 1, con lo que se tiene:

$$Pe = \frac{1}{2} e^{-A^2/4N}$$

La probabilidad de error del sistema FSK no coherente entonces disminuye exponencialmente con la S/N de potencia $A^2/2N$. Cabe mencionar que en el caso de la transmisión de OOK no coherente comparada con la coherente, se paga un precio por el uso de la detección sincrónica, Los sistemas no coherentes requieren algo mas de potencia para tener la misma probabilidad de error, No obstante, esta pérdida de Relación señal ruido (S/N), debida a la detección de envolvente se hace Insignificante para altas S/N, para ello se prueba fácilmente que la forma asintótica ($x \gg 1$) de la función de error está dada por:

$$\text{erfc } x = \frac{e^{-x^2}}{x\sqrt{\pi}} \quad x \gg 1$$

La probabilidad de error de FSK coherente derivada en la última sección es entonces:

$$Pe = \frac{1}{2} \text{erfc} \frac{A}{2\sqrt{N}} = \frac{1}{\sqrt{\pi} A / 2\sqrt{N}} \frac{e^{-A^2/4N}}{2}$$

Nótese que el comportamiento exponencial dominante es justamente el de la expresión de

FSK no coherente de la ecuación $Pe = \frac{1}{2} e^{-A^2/4N}$ Para altos valores de $A^2/2N$ los otros

términos del denominador se hacen rápidamente insignificantes, con lo que los sistemas de FSK coherente y no coherente tienden a confundirse. Similarmente es posible demostrar que la probabilidad de error asintótica (para alta S/N) para OOK coherente y no coherente está dada por:

$$Pe = \frac{1}{2} e^{-A^2/8N}$$

Comparando esto con las ecuaciones $Pe = \frac{1}{2} e^{-A^2/4N}$ y

$$Pe = \frac{1}{2} \text{erfc} \frac{A}{2\sqrt{N}} = \frac{1}{\sqrt{\pi} A / 2\sqrt{N}} \frac{e^{-A^2/4N}}{2} \text{ , es notorio que los sistemas de OOK requieren}$$

del doble de S/N ($A^2/2N$) del que requiere el sistema de FSK. Como las señales de OOK utilizan potencia únicamente cuando están presentes las marcas de la transmisión, los dos sistemas alcanzan la misma velocidad de error para la misma potencia promedio de señal.

La probabilidad mínima de error se asegura al maximizar $A^2/2N$, y por lo tanto al utilizar filtros adaptados.

7.5.- FILTROS ADAPTADOS.

Los filtros adaptados, son conocidos o llamados filtros acoplados, en la siguiente figura se muestra la representación general de un filtro acoplado:



$s(t)$ denota la señal de entrada y $S_o(t)$ la de salida, se utiliza una notación similar para el ruido. Este filtro se utiliza en aplicaciones donde la señal puede o no estar presente, pero cuando la señal esta presente, se conoce su forma de onda, se supone que la señal esta (absolutamente) limitada por el tiempo en el intervalo $(0, T)$ o que de lo contrario es cero, la densidad espectral de potencia, $P_n(f)$, del ruido aditivo de entrada $n(t)$ también se conoce. Se desea determinar la característica de filtro tal que la señal de salida instantánea se incremente al máximo en un tiempo de muestreo t_0 , comparada con la potencia de ruido de salida promedio. Es decir, se desea encontrar $h(t)$ o $H(f)$, el equivalente, de tal suerte que sea máxima:

$$\left(\frac{S}{N} \right)_{\text{salida}} = \frac{s_0^2(t)}{n_0^2(t)}$$

Este es el criterio para el diseño de un filtro acoplado ó igualado. El filtro acoplado no conserva la forma de onda de la señal de entrada. Este no es el propósito. El objetivo es distorsionar la forma de onda de la señal de entrada y filtrar el ruido de tal modo que en el instante de muestreo t_0 . El nivel de la señal de salida sea tan grande como sea posible con respecto al nivel de ruido (de salida) rms. Se define un filtro acoplado por medio del siguiente teorema: El filtro acoplado es el filtro lineal que reduce al mínimo la relación $(S/N)_{\text{salida}} = \frac{s_0^2(t_0)}{n_0^2(t)}$ de la figura anterior y cuya función de transferencia está dada por:

$$H(f) = K \frac{S^*(f)}{P_n(f)} e^{-j\omega t_0}$$

Donde $S(f) = \mathcal{F}[s(t)]$ es la transformada de Fourier de la señal de entrada conocida $s(t)$ de duración T_s . $P_n(f)$ es la densidad espectral de potencia del ruido de entrada, lo es el tiempo de muestreo cuando se evalúa $(S/N)_{\text{salida}}$ y K es un constante no cero real arbitraria.

En los sistemas PAM y PCM nos interesa maximizar el pico de la señal de pulso en presencia de ruido aditivo. Nos interesa en particular el caso en que la señal mas el ruido se pasan por un filtro lineal invariable en el tiempo de todos los filtros que podrían elegirse, cual dará una salida máxima.

Sea $[f(t) + n(t)]$ la entrada al filtro, donde $f(t)$ es la señal y $n(t)$ el ruido aditivo. La salida del filtro es $[f_0(t) + n_0(t)]$ y se desea maximizar la razón $|f_0(t_m)| / \sqrt{n_0^2(t)}$, donde $t = t_m$ es el mejor tiempo de observación (que se debe prefijar). En realidad, como se verá, resulta más conveniente maximizar el cuadrado de esta relación.

Sea $F(\omega)$ la transformada de Fourier de $f(t)$ y $H(\omega)$ la función de transferencia en frecuencia del filtro óptimo. Entonces puede escribirse:

$$F_0(t) = \frac{1}{2\pi} \int_{-\infty}^{\infty} F(\omega)H(\omega)e^{j\omega t} d\omega,$$

$$f_0(t_m) = \frac{1}{2\pi} \int_{-\infty}^{\infty} F(\omega)H(\omega)e^{j\omega t_m} d\omega$$

La densidad espectral de potencia del ruido es $S_n(\omega)$, por lo que:

$$\overline{n_0^2(t)} = \frac{1}{2\pi} \int_{-\infty}^{\infty} S_n(\omega)|H(\omega)|^2 d\omega$$

Dividiendo la magnitud al cuadrado de las ecuaciones:

$$f_0(t_m) = \frac{1}{2\pi} \int_{-\infty}^{\infty} F(\omega)H(\omega)e^{j\omega t_m} d\omega \qquad \overline{n_0^2(t)} = \frac{1}{2\pi} \int_{-\infty}^{\infty} S_n(\omega)|H(\omega)|^2 d\omega$$

Se obtiene:
$$\frac{|f_0(t_m)|^2}{\overline{n_0^2(t)}} = \frac{\left| \int_{-\infty}^{\infty} H(\omega)F(\omega)e^{j\omega t_m} d\omega \right|^2}{2\pi \int_{-\infty}^{\infty} S_n(\omega)|H(\omega)|^2 d\omega}$$

En este punto se hace uso de la llamada desigualdad de Schwartz:

$$\left| \int_{-\infty}^{\infty} f_1(x)f_2(x)dx \right|^2 \leq \int_{-\infty}^{\infty} |f_1(x)|^2 dx \int_{-\infty}^{\infty} |f_2(x)|^2 dx$$

La igualdad rige si y solo si: $f_1(x) = kf_2^*(x)$ donde k es una constante arbitraria.

Ahora las dos funciones de la ecuación de la desigualdad de Schwartz se identificarán, respectivamente, con: $H(\omega)\sqrt{S_n(\omega)}$ y $F(\omega)e^{j\omega t_m} / \sqrt{S_n(\omega)}$ Y la ecuación anterior (desigualdad de schwartz), se convierte en:

$$\left| \int_{-\infty}^{\infty} H(\omega)F(\omega)d\omega \right|^2 \leq \int_{-\infty}^{\infty} |H(\omega)|^2 d\omega \int_{-\infty}^{\infty} |F(\omega)|^2 d\omega$$

La sustitución de este resultado en la ecuación:

$$\frac{|f_0(t_m)|^2}{\overline{n_0^2(t)}} = \frac{\left| \int_{-\infty}^{\infty} H(\omega)F(\omega)e^{j\omega t_m} d\omega \right|^2}{2\pi \int_{-\infty}^{\infty} S_n(\omega)|H(\omega)|^2 d\omega} \quad , \text{ da:}$$

$$\frac{|f_0(t_m)|^2}{n_0^2(t)} \leq \frac{\int_{-\infty}^{\infty} |H(\omega)|^2 d\omega \int_{-\infty}^{\infty} |F(\omega)|^2 d\omega}{2\pi \int_{-\infty}^{\infty} S_n(\omega) |H(\omega)|^2 d\omega}$$

Para el caso especial en el que el ruido es blanco, $S_n(\omega) = \eta/2$ y se tiene:

$$\frac{|f_0(t_m)|^2}{n_0^2(t)} \leq \frac{1}{\pi\eta} \int_{-\infty}^{\infty} |F(\omega)|^2 d\omega = \frac{E}{\eta/2}$$

Donde E es la energía de $f(t)$ para una carga de un ohm. La igualdad en la ecuación anterior se cumple sólo si:

$$H_m(\omega) = kF^*(\omega)e^{-j\omega t_m}$$

Ó

$$h_m(t) = F^{-1}\{kF^*(\omega)e^{-j\omega t_m}\} \\ = kf^*(t_m - t)$$

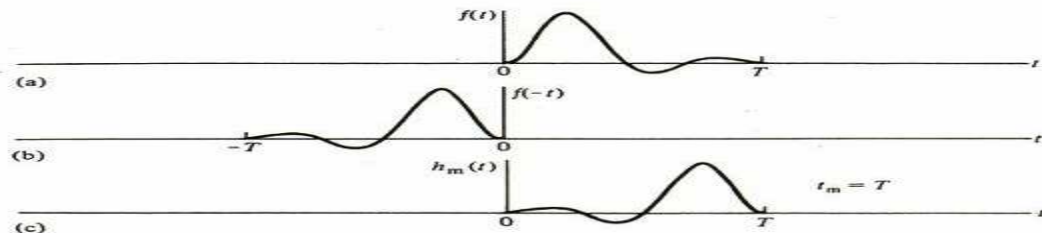
La constante k es arbitraria y se supone que $k = 1$ por conveniencia.

De este resultado se deduce que la respuesta al impulso del sistema óptimo es la imagen especular de la señal de entrada deseada, $f(t)$, retardada por un intervalo T_m , Por tanto, el filtro se acopla a una señal particular, como lo indica el término filtro acoplado.

De manera intuitiva, el resultado de la ecuación $H_m(\omega) = kF^*(\omega)e^{-j\omega t_m}$

Tiene sentido cuando se aplica a la característica de magnitud de un filtro, de modo que $|H(\omega)| = |F(\omega)|$. Esto establece que debe filtrarse de manera que se atenúen en gran medida las componentes de frecuencia en los intervalos de frecuencia con poca energía relativa de la señal, y se atenúen muy poco las componentes en que la energía sea alta. Recuérdese también que se filtra para reconocer la señal en presencia de ruido y no para tener fidelidad en la señal (para lo cual suele desearse una respuesta de frecuencia plana).

La respuesta de fase es también muy importante, y la ecuación $H_m(\omega) = kF^*(\omega)e^{-j\omega t_m}$ establece que los desfases de $f(t)$ deben anularse de manera que todas las componentes de frecuencia se sumen en fase exactamente en $t = t_m$. Por el contrario, las componentes espectrales del ruido se suman con fases aleatorias, por lo que la razón señal pico a raíz cuadrática media de ruido se maximiza. Se supone que la señal, $f(t)$ tiene duración finita $(0, 1)$. La respuesta al impulso del filtro acoplado $f(t_m - t)$ se puede obtener reflejando $f(t)$ alrededor del eje vertical y desplazándola a la derecha t_m segundos. Restringiendo la consideración al caso físicamente realizable con mínimo retardo, se elige $t_m - t$. Esto se ilustra en la figura siguiente:



Filtro acoplado para un sistema físicamente realizable, con retardo mínimo.

En el punto $t - t_m$, la señal de salida del filtro acoplado está dada por la sustitución de la

ecuación $H_m(\omega) = kF^*(\omega)e^{-j\omega t_m}$ en la $\overline{n_0^2(t)} = \frac{1}{2\pi} \int_{-\infty}^{\infty} S_n(\omega) |H(\omega)|^2 d\omega$ con $k = 1$:

$$f_0(t_m) = \frac{1}{2\pi} \int_{-\infty}^{\infty} |F(\omega)|^2 d\omega = E.$$

Por tanto, la salida del filtro acoplado en $t - t_m$ es independiente de la señal que se elija y sólo depende de su energía. La salida de ruido cuadrática media del filtro es sustituyendo la ecuación anterior:

$$f_0(t_m) = \frac{1}{2\pi} \int_{-\infty}^{\infty} |F(\omega)|^2 d\omega = E.$$

En la ecuación:

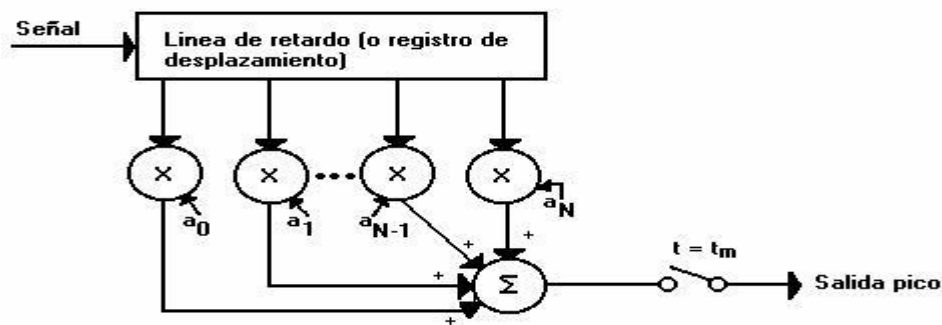
$$\frac{|f_0(t_m)|^2}{\overline{n_0^2(t)}} \leq \frac{1}{\pi\eta} \int_{-\infty}^{\infty} |F(\omega)|^2 d\omega = \frac{E}{\eta/2} = \overline{n_0^2(t)} = E \frac{\eta}{2}$$

El resultado es:

$$\overline{n_0^2(t)} = E \frac{\eta}{2}$$

El filtro acoplado debe ajustarse a la señal para obtener la máxima razón señal a ruido. Una forma de hacer esto en el caso general es notando que la respuesta al impulso de un filtro lineal invariable en el tiempo puede aproximarse con una línea de retardo con derivaciones en varios puntos y ponderada por un conjunto, de ganancias fijas, Este sistema se muestra en la figura siguiente, donde la línea de retardo tiene derivaciones en los retrasos $k\Delta\tau$. Para una línea de N retardos la respuesta $g(t)$ se puede escribir como:

$g(t) = \sum_{k=0}^N f(t - k\Delta\tau)h(k\Delta\tau)\Delta\tau$ Donde la salida de cada derivación se multiplica por el peso prefijado $h(k\Delta\tau)\Delta\tau$:



Realización del filtro acoplado con una línea de retardo

Para el caso específico de un filtro acoplado (de valor real), se tiene también:

$$h(t) = (t_m - t)$$

Por lo que las ganancias de las derivaciones de la figura anterior están dadas por:

$$a_k = f(t_m - k\Delta\tau)\Delta\tau$$

o sea que una vez conocidas la señal $f(t)$ y el tiempo t_m , las ganancias de las derivaciones se pueden ajustar para aproximar la característica del filtro acoplado deseada. Una realización alterna del filtro acoplado es la siguiente. Sea $y(t) = f(t) + n(t)$ la entrada del filtro acoplado; la salida correspondiente es:

$$g(t) = y(t) * f^*(t_m - t) = f^*(t_m - t) * y(t)$$

$$= \int_{-\infty}^{\infty} f^*(t_m - \xi) y(t - \xi) d\xi$$

Haciendo $\zeta = t_m - \xi$ para que la ecuación anterior se convierta en:

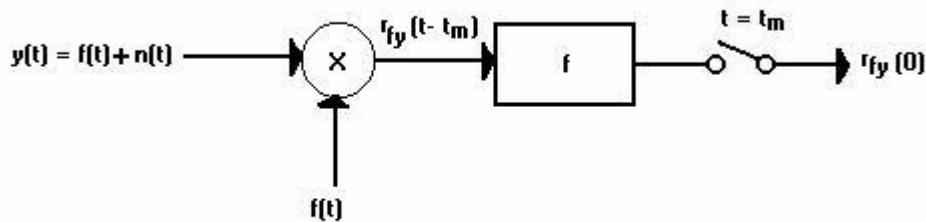
$$g(t) = \int_{-\infty}^{\infty} f^*(\zeta) y(\zeta + t - t_m) d\zeta$$

$$= r_{fy}(t - t_m) \text{ donde: } r_{fy}(\tau) = \int_{-\infty}^{\infty} f^*(\zeta) y(\zeta + \tau) d\zeta$$

Es la correlación cruzada en el tiempo para señales de energía. Observando que $y(t) = f(t) + n(t)$, encontramos:

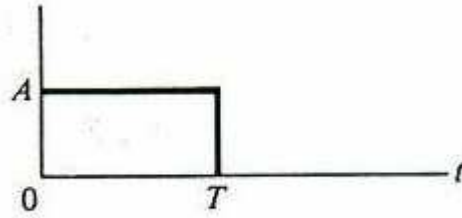
$$g(t) = r_f(t - t_m) + r_{fn}(t - t_m) \text{ donde: } r_f = \int_{-\infty}^{\infty} f^*(\zeta) f(\zeta + \tau) d\zeta$$

Es la función de autocorrelación en el tiempo para señales de energía. Si la correlación cruzada entre $f(t)$ y $n(t)$ es cero, la salida pico $g(t_m)$ está dada por $r_f(0)$. En la figura siguiente se muestra un diagrama de bloques del correlacionador cruzado.



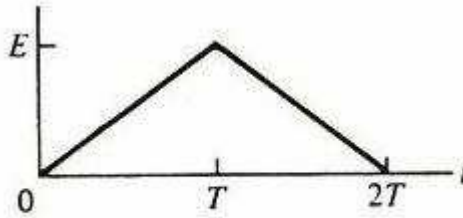
Correlacionador en el Tiempo

La señal de entrada $y(t)$ se multiplica por $f(t)$. Esto requiere que $f(t)$ se conozca a priori ya sea almacenada en la memoria o suministrada por otra fuente. La salida del multiplicador se integra para formar $r_{fy}(\tau)$ en la ecuación: $r_{fy}(t - t_m)$. Para completar la operación, el interruptor se cierra en $t - t_m$ para dar la salida $r_{fy}(0)$. Nótese que la detección del filtro acoplado es, en esencia, síncrona (es decir, coherente). En ciertos casos, la realización de un filtro acoplado puede ser mucho más fácil de conseguir que lo que indican los métodos anteriores. Por ejemplo, considérese el filtro acoplado para la señal de pulso rectangular de la figura siguiente:



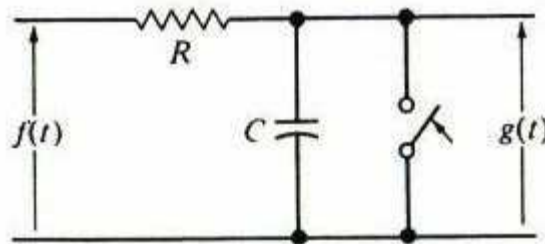
a) ENTRADA

La respuesta al impulso del filtro es $h(t) = f(T - t) = f(t)$, por lo que la figura anterior también describe $h(t)$. La convolución de estas señales rectangulares da la señal triangular de la figura siguiente:



b) SALIDA

En $t = T$, la salida del filtro acoplado es máxima. Se toma una muestra de salida y la porción de subida de la señal triangular para $t > T$ no se usa. La porción linealmente creciente de la señal para $t < T$ puede obtenerse integrando un pulso rectangular de entrada. La salida se toma en $t = T$ y entonces se reconecta (descarga) el integrador, repitiéndose el procedimiento. En la figura siguiente se muestra un circuito relativamente simple para conseguir este filtrado de integración y descarga:



C) APROXIMACION POR UN CIRCUITO DE INTEGRACION Y DESCARGA.

En $RC \gg T$ el circuito actúa como integrador del pulso de entrada. La salida $g(t)$ se muestra en $t = T$ y el capacitor se coloca en cortocircuito por un momento para reconectar el integrador. Este filtro constituye un diseño relativamente simple de un filtro acoplado para pulsos rectangulares, debe notarse que se requiere sincronización para las operaciones de reconexión y muestreo.

CAPITULO 8: CODIGOS DE PROTECCION

8.1.- DETECCIÓN Y CORRECCIÓN DE ERRORES POR CHEQUEO DE PARIDAD.

Cuando se transmiten datos binarios sobre un enlace de comunicaciones, cable o radio, ocurrirán errores. Estos son cambios en la configuración de bits causados por interferencia, ruido o fallas de equipo. Tales errores causarán datos incorrectos al recibirse. Para asegurar comunicaciones confiables, se han desarrollado esquemas para detectar y corregir errores de bits. El número de errores de bits que ocurren para un número dado de bits transmitidos se llama razón de errores de bits (BER, bit error rate). Dicha proporción de errores en los bits es similar a una probabilidad porque es la relación del número de errores de bits con el número total de bits transmitidos. Si hay un bit de error en la transmisión de 100 000 bits, la BER es $1:100\ 000 = 10^{-5}$. La proporción de errores en los bits depende del equipo, el medio y otras consideraciones. La BER es un promedio dentro de un número muy grande de bits, y para una transmisión dada depende de condiciones específicas. Cuando se usan velocidades de transmisión altas en un ambiente ruidoso, los errores de bits son inevitables. Sin embargo, si la relación señal ruido (S/N), es favorable, el número de errores será bastante pequeño. El objetivo principal en la detección y corrección de errores es llevar al máximo la probabilidad de precisión 100%. Se han usado muchos métodos diferentes para asegurar una detección confiable de errores, entre ellos redundancia, codificación especial y esquemas o métodos de codificación, verificación de paridad, verificación de bloque y verificación de redundancia cíclica. A continuación se hablara de forma breve de cada uno de estos puntos:

Redundancia: El método más sencillo para asegurar una transmisión libre de errores es enviar cada carácter o cada mensaje muchas veces hasta que se recibe en forma correcta. Esto se llama redundancia. Por ejemplo: un sistema puede especificar que cada carácter se transmitirá dos veces en sucesión. Pueden tratarse bloques enteros o mensajes de la misma manera.

Métodos de Codificación: Otro acercamiento es usar un esquema de codificación, como el RZ-AMI, por medio del cual se transmiten bits de 1 binario sucesivos en la corriente de bits con polaridades alternadas. Si ocurre un error en alguna parte de la corriente de bits, entonces es muy posible que se transmitan uno o más bits de 1 binario con la misma polaridad en forma sucesiva. Si los circuitos receptor están ajustados para reconocer estas características, pueden detectarse errores de un solo bit. Los códigos de enrejado, son otro ejemplo del uso de codificación especial para detectar errores. Como hay muchas combinaciones de bits no válidas en la modulación de enrejado, si ocurre un error de un bit, aparecerá uno de los códigos no válidos, señalando un error que se puede corregir.

Códigos Especiales: Otro acercamiento a transmisiones confiables es usar códigos especiales que permiten una verificación automática para la precisión. Uno de éstos es el código ARQ de cuenta exacta, que es un código binario de 7 bits usado para representar letras del alfabeto, números y otros símbolos. Este se observa en la siguiente Tabla:

Código ARQ de cuenta exacta		
Código Binario	Carácter	
Bit: 1234567	Letra	figura
0001110	corrimiento de letra	
0100110	corrimiento de figura	
0011010	A	-
0011001	B	?
1001100	C	:
0011100	D	(WRU)
0111000	E	3
0010011	F	%
1100001	G	@
1010010	H	£
1110000	I	8
0100011	J	Campana
0001011	K	(
1100010	L)
1010001	M	.
1010100	N	,
1000110	O	9
1001010	P	0
0001101	Q	1
1100100	R	4
0101010	S	'
1000101	T	5
0110010	U	7
1001001	V	=
0100101	W	2
0010110	X	/
0010101	Y	6
0110001	Z	+
0000111		En blanco
1101000		espacio
1011000		alimentación línea
1000011		retorno de carro

Cada palabra de 7 bits contiene exactamente tres 1 binarios. Una forma para determinar si un carácter se ha recibido en forma correcta es contar el número de 1 binarios en cada carácter recibido. Si la cuenta es 3, es casi seguro que el carácter se ha enviado en forma correcta. Si ocurriera ruido y causara el cambio de uno de los bits, el número de 1 sería un valor diferente, señalando un error. La detección de este número incorrecto de 1 podría hacer que el sistema repita el carácter o el bloque completo.

Paridad: Uno de los sistemas de mayor uso en la detección de errores es la paridad, en que cada carácter transmitido tiene un bit adicional, llamado bit de paridad. El bit puede ser un 0 binario o un 1 binario, según el número de 1 o de 0 en el carácter mismo. Por lo general se usan dos sistemas de paridad, impar y par, Paridad impar significa que el número de 1 binarios en el carácter, entre ellos el bit de paridad, es impar. Paridad par significa que el número de 1 binarios en el carácter, inclusive el bit de paridad, es par. A continuación se indican ejemplos de paridad impar y par. Los 7 bits del lado izquierdo son el carácter ASCII, y el bit de lado derecho es el bit de paridad:

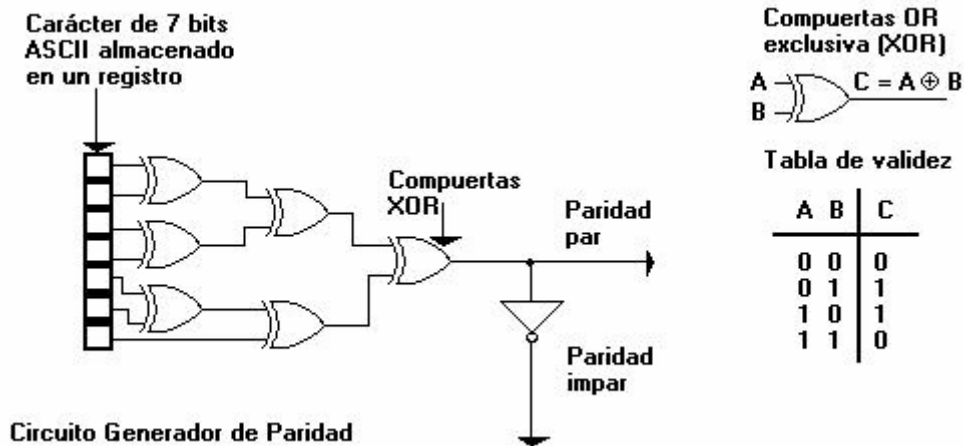
Paridad impar: 10110011

00101001

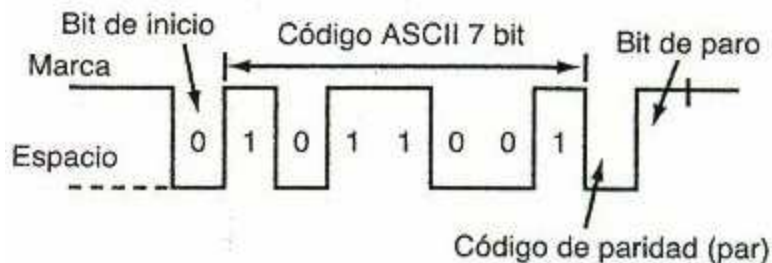
Paridad par: 10110010

00101000

La paridad para cada carácter que se transmitirá se genera por un circuito generador de paridad. El generador de paridad está compuesto de circuitos de varios niveles de OR exclusiva (XOR) como muestra la figura siguiente:



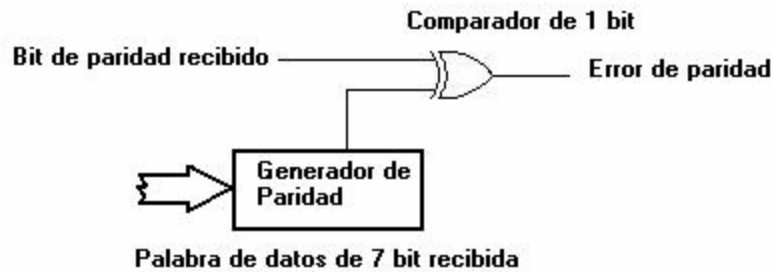
Por lo común, el circuito generador de paridad monitorea al circuito de registro de corrimiento en un UART (Universal asynchronous Receiver/transmitter, que es un CI, digital que realiza conversiones paralelo a serial para transmisión y conversión serial a paralelo para recepción) en la computadora o módem. Justo antes de transmitir la información en el registro recorriéndola hacia el exterior, el circuito generador de paridad genera el valor correcto de paridad, insertándolo como el último bit en el carácter. En un sistema asíncrono, el bit de inicio viene primero, seguido de los bits del carácter, el bit de paridad y, por último, uno o más bits de paro, esto se ilustra en la siguiente figura:



FORMA EN QUE SE TRANSMITE LA PARIDAD

En el módem o computadora receptores, la palabra de información serial se transfiere a un registro de corrimiento en un UART. Un generador de paridad en el UART receptor produce la paridad en el carácter recibido. Luego se compara con el bit de paridad recibido en una compuerta XOR, como muestra la figura siguiente:

Verificación de paridad en el receptor.



Si el bit generado de manera interna es igual al bit de paridad transmitido y recibido, se considera que el carácter se transmitió en forma correcta. La salida de la XOR será 0, lo que indica que no hay error. Si el bit recibido no es igual al bit de paridad generado de la palabra de información recibida, la salida de la XOR será 1, lo que indica un error. El sistema señala a la computadora la detección de un error de paridad. La acción que se tome dependerá del resultado deseado, el carácter puede retransmitirse, puede transmitirse un bloque entero de datos, o sólo puede ignorarse el error. El método de paridad de carácter individual de detección de error se denomina verificación de redundancia vertical (VRC, vertical redundancy check). Para mostrar los caracteres transmitidos en los sistemas de comunicaciones, los bits se escriben en forma vertical, esto se muestra en la figura siguiente:

Carácter	D	A	T	A	C	O	M	LRC o BCC ↓
(LSB)	0	1	0	1	0	1	1	1
ASCII	0	0	0	0	0	1	1	0
Código	1	0	1	0	0	0	1	1
(MSB)	0	0	1	0	0	0	0	1
Paridad o VRC (impar)	1	1	0	1	0	0	0	1

Verificación de redundancia vertical y horizontal.

El bit del fondo es el de paridad, o bit de VRC, para cada palabra vertical. La verificación de paridad es útil sólo en la detección de errores de un solo bit. Si ocurren dos o más errores de bits, el circuito de paridad no dará una indicación correcta.

Carácter de Verificación de un Bloque: La verificación de redundancia horizontal o longitudinal (LRC, horizontal or longitudinal redundancy check) es el proceso de sumar de manera lógica, mediante una compuerta OR exclusiva, todos los caracteres de un bloque específico de datos transmitidos. Para sumar los caracteres, el bit de arriba de la primera palabra vertical en la figura anteriormente mostrada, se pasa por una OR exclusiva con el bit de la parte superior de la segunda palabra. El resultado de esta operación se pasa por una OR exclusiva con el bit de arriba de la tercera palabra, y así en forma sucesiva hasta que se han sumado todos los bits de una línea horizontal particular. No hay transferencia a la siguiente posición de bit. El valor del bit final para cada línea horizontal se convierte en el bit de un carácter que se llama carácter de verificación del bloque (BCC, block-check character) o secuencia de verificación del bloque (BCS, block-check sequence). A cada línea de bits se le hace lo mismo para producir la BCC. Todos los bits de todos los caracteres pasan por compuertas OR exclusivas, que es lo mismo que la adición binaria sin acarreo de los códigos. La BCC se calcula por circuitos en la computadora o el módem al transmitirse los datos, y su longitud por lo general se limita a 8 bits, de manera que se ignoran las transferencias de una posición de bit a la siguiente. Se añade al final de una serie de bytes que componen el mensaje que se transmitirá. En el extremo receptor, la computadora calcula su propia versión de la BCC en la información recibida y la compara con la BCC recibida. De nuevo, las dos deben ser iguales. Si se conocen ambas paridades de cada carácter y la BCC, puede determinarse la localización exacta de la falla de un bit. Los bits de paridad de un carácter individual y los bits de la BCC proporcionan una forma de sistema de coordenadas que permite identificar el error de un bit particular en un carácter. Una vez identificado, el bit sólo se complementa para corregirlo. La VRC identifica el carácter que tiene el error de un bit mientras que la LRC identifica el bit que tiene el error. Suponiendo, por ejemplo, que el error de un bit ocurre en el cuarto carácter vertical de la izquierda en la figura anterior. El cuarto bit de arriba abajo debía ser 0, pero debido al ruido, se recibe como 1. Esto causa el error de paridad. Con paridad impar, y un 1 en el cuarto bit, el bit de paridad debía ser 0, pero es un 1. En seguida, la suma lógica de los bits en la cuarta línea horizontal desde arriba será incorrecta debido al error del bit. En lugar de 0 será 1. Todos los demás bits en la BCC serán correctos. Ahora es posible ubicar el error porque se conocen la columna vertical donde ocurrió el error de paridad y la línea horizontal donde ocurrió el error de la BCC. El error puede corregirse si sólo se complementan (invierte) el bit de 1 a 0. Esta operación puede programarse en software o llevarse a cabo en hardware.

Verificación de Redundancia Cíclica: La verificación de redundancia cíclica (CRC, cyclic redundancy check) es una técnica matemática usada en transmisión de datos síncronos que detecta efectivamente 99.9% o más de errores de transmisión. El proceso matemático que lleva a cabo la CRC en esencia es una división. La hilera entera de bits en un bloque de datos se considera como un número binario gigante que se divide entre alguna constante preseleccionada. CRC se expresa por la ecuación:

$$\frac{M(x)}{G(x)} = Q(x) + R(x)$$

Donde M(x) es el bloque de datos binarios llamado función de mensaje, y G(x) es la función generadora. Esta última es un código especial que se divide en la hilera del mensaje

binario. El resultado de la división es una función cociente $Q(x)$ y una función residuo $R(x)$. El cociente resultante de la división se ignora; el residuo se denomina carácter CRC y se transmite junto con los datos. Para conveniencia de cálculo, el mensaje y la función generadora por lo general se expresan como un polinomio algebraico. Por ejemplo, suponga una función generadora de 8 bits de 10000101. Los bits se numeran de manera que el LSB es 0 y el MSB es 7:

```

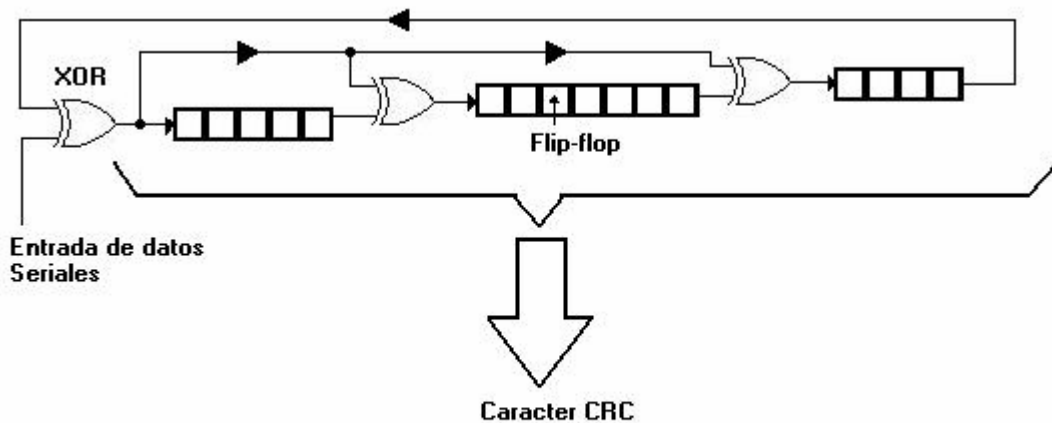
7 6 5 4 3 2 1 0
1 0 0 0 0 1 0 1

```

El polinomio se deriva al expresar cada posición de bit como una potencia de x , donde la potencia es el número de la posición del bit. En el polinomio se incluyen sólo los términos donde aparecen 1 binarios en la función generadora. El polinomio resultante del número de arriba es:

$$G(x) = x^7 + x^2 + x^0 \quad \text{ó} \quad G(x) = x^7 + x^2 + 1$$

El proceso matemático de CRC puede programarse en un juego de instrucciones de una computadora. También puede calcularse mediante un circuito especial de hardware CRC, que consiste en varios registros de corrimiento dentro de los cuales se han insertado compuertas XOR en puntos específicos este se muestra en la siguiente figura:



Circuito de detección de error CRC hecho con un registro de corrimiento de 16 bits y compuertas XOR

Los datos que se verificarán se alimentan en serie en los registros. No hay información de salida, ya que está no se retiene. La información sólo se recorre hacia adentro un bit a la vez; cuando se ha transmitido toda la información, el contenido será el remanente de la división, o el carácter CRC deseado. Como en total se usan 16 flip-flop en el registro de corrimiento, la CRC es de 16 bits de largo y se puede transmitir como 2 bytes secuenciales de 8 bits. La CRC se calcula al tiempo que se transmiten los datos y la CRC resultante se añade al final del bloque. Como la CRC se emplea en transmisión de datos síncronos, no hay bits de inicio y de paro. En el extremo receptor, la CRC se calcula con la computadora receptora y compara con los caracteres CRC recibidos. Si los dos son iguales, el mensaje se recibe en forma correcta. Cualquier diferencia indica un error, que dispara la retransmisión o alguna otra acción de corrección. Quizá, CRC es el esquema de detección de errores de

mayor uso en sistemas síncronos, pues se usan CRC de 16 bits y de 32 bits. Los métodos de paridad y BCC se emplean principalmente en sistemas asíncronos.

CORRECCIÓN DE ERRORES: Como ya se expresó, la forma más fácil para corregir errores de transmisión es retransmitir cualquier carácter o bloque de datos que contiene un error, exige mucho tiempo y es antieconómico. Se ha diseñado un número de esquemas eficientes de corrección de errores para complementar los métodos de paridad y BCC ya descritos. El proceso para detectar y corregir errores en el receptor para hacer innecesaria la retransmisión se llama corrección de error directa (FEC forward error correction). El método FEC más popular es el código de Hamming. Hamming era un investigador en los laboratorios Bell, quien descubrió que si se añaden bits extra a una palabra transmitida, estos bits podrían procesarse de tal manera que se pudieran identificar errores de bit y corregirse. Estos bits extra, como algunos tipos de bits de paridad, se llaman bits de Hamming y juntos forman un código de Hamming. Para determinar con exactitud dónde está el error, debe agregarse un número suficiente de bits. El mínimo número de Hamming bits se calcula con la expresión:

$$2^n \geq m + n + 1$$

Donde m = número de bits en la palabra de datos

n = número de bits en el código de Hamming

Consideremos, por ejemplo, una palabra carácter de 8 bits y algún número menor de bits de Hamming (por ejemplo 2). Entonces:

$$2^n \geq m + n + 1$$

$$2^2 \geq 8 + 2 + 1$$

$$4 \geq 11$$

Se observa que 2 bits de Hamming son insuficientes y también lo son 3. Cuando n = 4:

$$2^4 \geq 8 + 4 + 1$$

$$16 \geq 13$$

Por lo tanto, 4 bits de Hamming deberán transmitirse junto con el carácter de 8 bits. Cada carácter requiere $8 + 4 = 12$ bits. Estos bits de Hamming pueden colocarse en cualquier parte dentro del hilo de datos. Suponiendo, la colocación siguiente, donde los bits de datos se muestran como 0 y 1 y los bits de Hamming se designan por H. La palabra de datos es 01101010. Note que los bits están numerados de derecha a izquierda.

12 11 10 9 8 7 6 5 4 3 2 1

H 0 1 H 1 0 H 1 0 H 1 0

Una forma de ver los códigos de Hamming es sólo como un sistema de paridad más sofisticado, donde los bits de Hamming son bits de paridad derivados de algunos, pero no de todos los bits de datos. Cada bit de Hamming se deriva de grupos diferentes de los bits de datos. (Recuerde que los bits de paridad se derivan de los datos por compuertas XOR.) En seguida se presenta de forma breve el mecanismo para determinar los bits de Hamming.

En el transmisor se usa un circuito para determinar los bits de Hamming. Esto se hace, expresando primero las posiciones del bit en la palabra de datos que contienen 1 binarios, como un número binario de 4 bits (n = 4). Por ejemplo, el primer bit de datos 1 binario aparece en la posición 2, así que su código de posición es el código binario para 2, o 0010. Las otras posiciones de bits con 1 binario son 5 = 0101, 8 = 1 000 y 10 = 1 010.

A continuación, la circuitería del transmisor suma en forma lógica (XOR) estos códigos:

Posición código 2	0010
Posición código 5	0101
Suma XOR	0111
Posición código 8	1000
Suma XOR	1111
Posición código 10	1010
Suma XOR	0101

Esta suma final son los bits de código de Hamming de izquierda a derecha. La posición código 12 es 0, la del código 9, 1, la del código 6, 0 Y la posición del código 3, 1. Estos se insertan en su posición propia. La palabra transmitida de 12 bits completa es:

12	11	10	9	8	7	6	5	4	3	2	1
H	0	1	H	1	0	H	1	0	H	1	0

12	11	10	9	8	7	6	5	4	3	2	1
0	0	1	1	1	0	0	1	0	1	1	0

Los bits de hamming se muestran en negritas.

Ahora, suponga que ocurre un error en la posición 10 de bits. El 1 binario se recibe como 0 binario. La palabra recibida es:

12	11	10	9	8	7	6	5	4	3	2	1
0	0	0	0	1	0	0	1	0	0	1	0

El receptor organiza los bits de Hamming y los trata como palabra código, en este caso. La circuitería suma este código (XOR) con el número de bit de cada posición en la palabra que contenga un 1 binario, posiciones 2, 5 Y 8.

El código de Hamming se suma a los números binarios y cada posición se representa por 1.

Código de Hamming	0101
Posición código 2	0010
Suma XOR	0111
Posición código 5	0101
Suma XOR	0010
Posición código 8	1000
Suma XOR	1010

Esta suma final es un código que identifica la posición del bit del error, en este caso el 10 (1010). Para corregirlo, se complementa sólo de 0 a 1.

Note que el método de código de Hamming no trabaja si ocurre un error en uno de los mismos bits de Hamming. Para que el método de código de Hamming de detección y corrección de errores trabaje cuando ocultan 2 o más errores, deberán añadirse más bits de Hamming. Esto incrementa el tiempo total de transmisión, necesidades de almacenamiento en el transmisor y receptor y la complejidad de la circuitería. El beneficio, por supuesto, es que los errores se detectan en forma confiable en el extremo transmisor. El transmisor nunca tiene que retransmitir los datos, lo que de hecho puede ser imposible en ciertas aplicaciones. No todas las aplicaciones requieren estas prácticas rígidas de corrección de errores. Otros métodos para corrección directa de errores comprenden una computadora

compleja y circuitería digital, y están más allá del ámbito de este capítulo. La mayoría se construyen en circuitos integrados de gran escala que llevan a cabo las operaciones de comunicaciones de datos.

8.2.- ALGORITMOS DE CODIFICACIÓN Y VERIFICACIÓN PARA CÓDIGOS DE BLOQUES Y CÓDIGOS CONVOLUCIONALES.

El tema de codificación es inmenso, y de manera breve se intentará dar una introducción de las numerosas técnicas de codificación que se han desarrollado. Sin embargo, se resumirán algunos de los conceptos básicos implicados y se citarán resultados que señalan la mejora práctica que se obtiene cuando se utiliza codificación.

Si los datos a la salida de un sistema de comunicación digital contienen errores que son demasiado frecuentes para el uso deseado, con frecuencia se reducen con el uso de una de dos técnicas principales:

Solicitud de repetición automática (ARQ, por sus siglas en inglés: Automatic repeat request) y Corrección de errores de transmisión anticipada, (FEC, por sus siglas en inglés: Forward error correction; corrección de error directa). En un sistema ARQ, cuando un circuito receptor detecta errores en un bloque de datos, solicita que se retransmita el bloque de datos. En un sistema FEC, los datos transmitidos se codifican de modo que el receptor pueda detectar y corregir los errores. La elección entre usar la técnica ARQ o la FEC depende de la aplicación particular. Con frecuencia se usa la ARQ en sistemas de comunicación por computadora porque es relativamente barata de poner en ejecución, y por lo general existe un canal (de dos vías) duplex de modo que el extremo receptor puede transmitir de regreso una confirmación (ACK, del inglés: acknowledgment) de que los datos se recibieron correctamente o una solicitud de retransmisión (NAC) cuando se reciben con errores. Las técnicas FEC se utilizan para corregir errores en canales simplex (de una vía) donde el regreso de un indicador ACK/NAC (requerido en la técnica ARQ) no es factible. La técnica FEC se prefiere en sistemas con largas demoras en la transmisión porque si se utilizara la técnica ARQ, la velocidad de transferencia de datos efectiva sería muy lenta; el transmisor tendría largos periodos de inactividad mientras espera el indicador ACK/NAC, el cual se retarda por las largas demoras en la transmisión. Desde un punto de vista teórico, el teorema de capacidad de canal de Shannon establece que un valor finito de S/N limita sólo la velocidad (bits/s.) de transmisión. Esto es, la probabilidad de errores, $P(E) \rightarrow 0$ se aproxima a cero siempre que la velocidad de transmisión de la información sea menor que la capacidad del canal. Este teorema implica que se requiere codificación para que $P(E) \rightarrow 0$. La codificación implica agregar bits adicionales (redundantes) a la corriente de datos, de modo que el decodificador reduzca o corrija los errores a la salida del receptor. Sin embargo, los bits adicionales tienen la desventaja de incrementar la velocidad de transferencia de datos (bits/s.), y por ende, de incrementar el ancho de banda de la señal codificada.

Los códigos se clasifican en dos amplias categorías:

Códigos de bloque, es una transformación de k símbolos binarios de entrada en n símbolos binarios de salida. Por consiguiente, el codificador de bloques es un dispositivo sin memoria. Puesto que $n > k$, se selecciona la codificación que produzca redundancia, tal como bits de paridad, los cuales son utilizados por el decodificador para corregir y detectar errores. Los códigos están denotados por (n, k) , donde la velocidad de codificación R , se define como $R = k/n$. Los valores prácticos de R varían desde $1/4$ hasta $7/8$ y k varía desde 3 hasta varios cientos.

Códigos convolucionales, un codificador que tiene memoria produce un código convolucional. El codificador convolucional acepta k símbolos binarios en su entrada y produce n símbolos binarios en su salida, donde los n símbolos de salida se ven afectados por $v + k$ símbolos de entrada. Se incorpora memoria porque $v > 0$. La velocidad de codificación está definida por $R = k/n$. Los valores típicos de k y n varían desde 1 hasta 8, y los de v , desde 2 hasta 60. La variación de R es entre $1/4$ y $3/8$. Un valor reducido de la velocidad de codificación R indica un alto grado de redundancia, lo que proporciona un control de errores más efectivo a expensas de incrementar el ancho de banda de la señal codificada. A continuación se hablara de forma breve de cada uno de estos tipos de códigos:

Códigos de bloque: Antes de analizar los códigos de bloque, se precisan varias definiciones. Y una de ellas es el peso de Hamming de una palabra de código, que es el número binario de 1 bit. Por ejemplo, la palabra de código 110101 tiene un peso de Hamming de 4. La distancia de Hamming entre dos palabras de código, denotadas por d , es el número de posiciones en las cuales difieren. Por ejemplo, la distancia entre las palabras de código 110101 y 111001 es de $d = 2$. Una palabra de código recibida se puede verificar para ver si contiene errores. Algunos de los errores se podrán detectar y corregir si $d \geq s + t + 1$, donde s es el número de errores que se puede detectar, y t es el número de errores que se puede corregir ($s \geq t$). Por consiguiente, si $d \geq 2t + 1$ se puede detectar y corregir un patrón de t ó unos cuantos errores. Una palabra de código general se expresa en la forma: $i_1 i_2 i_3 \dots i_k p_1 p_2 p_3 \dots p_r$. Donde k es el número de bits de información, r es el número de bits de comprobación de paridad y n es la longitud total de la palabra en el código de bloque (n, k) , donde $n = k + r$. Esta disposición de los bits de la información al principio de la palabra de código seguidos por los bits de paridad es más común. Se dice que un código de bloque como ése es sistemático. Otras disposiciones con los bits de paridad intercalados entre los bits de información son posibles y por lo general se consideran códigos equivalentes. Hamming ideó un procedimiento para diseñar códigos de bloques con capacidad de corrección de error simple, un código Hamming es un código de bloque que tiene una distancia Hamming de 3. Como $d \geq 2t + 1$, $t = 1$, y se puede detectar y corregir un error simple. Sin embargo, se permiten sólo ciertos códigos (n, k) . Los códigos Hamming permisibles son:

$$(n, k) = (2^m - 1, 2^m - 1 - m)$$

Donde m es un entero y $m \geq 3$. Por tanto, algunos de los códigos permisibles son (7, 4), (15, 11), (31, 26), (63, 67) y (127, 120). La proporción de codificación R tiende a 1 conforme m se va haciendo más grande.

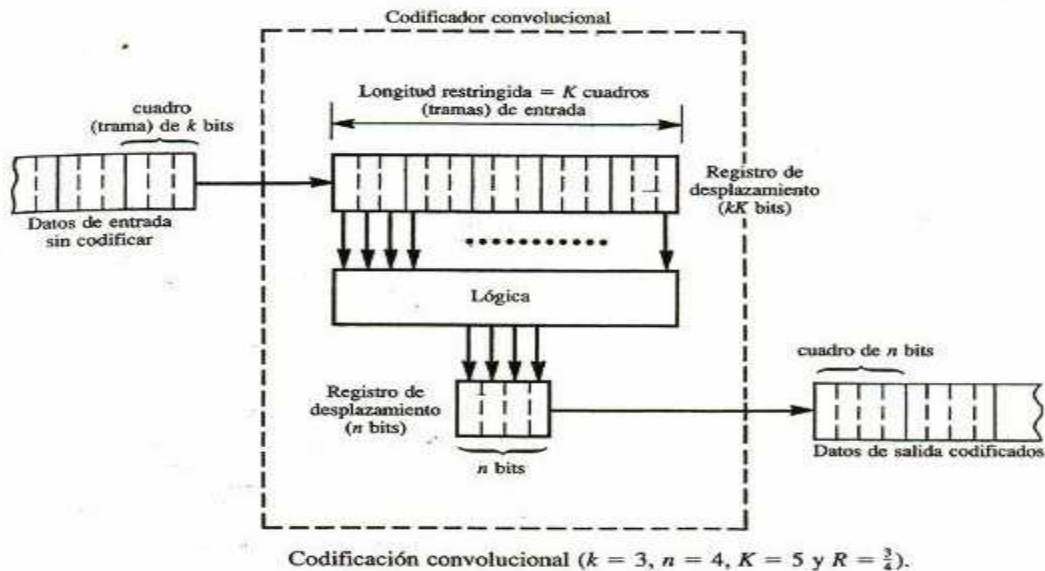
Además de los códigos de Hamming, existen muchos otros tipos de códigos de bloques. Una clase muy aceptada se compone de los códigos cíclicos. Los códigos cíclicos son códigos de bloques, de tal modo que se puede obtener otra palabra de código con cualquier palabra de código, desplazando los bits del lado derecho y colocándolos del lado izquierdo. Estos tipos de códigos tienen la ventaja de ser muy fáciles de cifrar desde la fuente del mensaje por medio de registros de desplazamiento lineal baratos con retroalimentación. Esta estructura permite también su fácil decodificación. En la tabla siguiente se dan algunas propiedades de algunos códigos de bloques.

PROPIEDADES DE LOS CODIGOS DE BLOQUE:

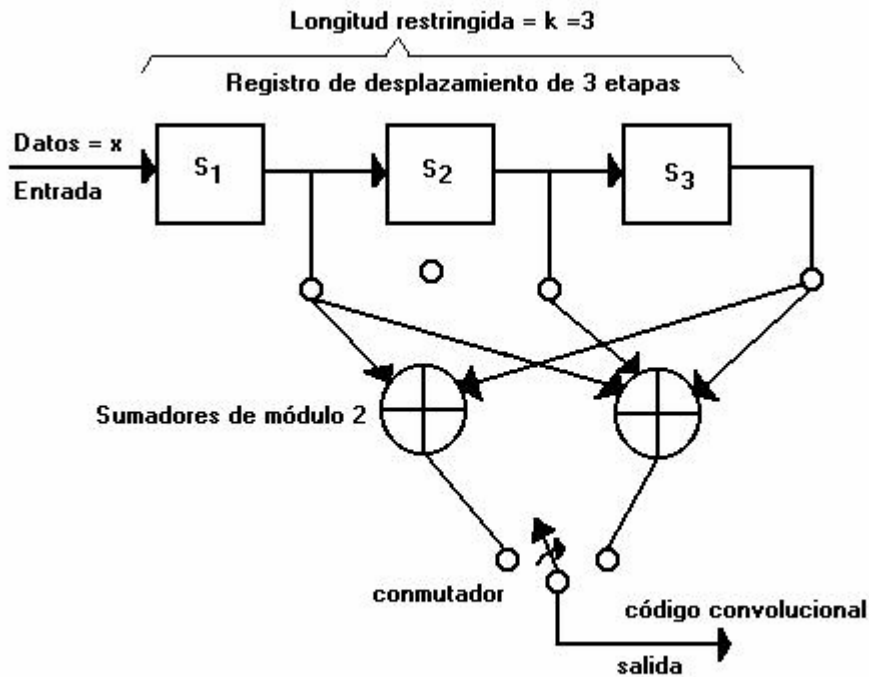
CODIGO				
Propiedad	BCH	Reed-solomon	Hamming	Longitud Máxima
Longitud de bloque	$n = 2^m - 1$ $m = 3, 4, 5, \dots$	$n = m(2^m - 1)$ bits	$n = 2^m - 1$	$n = 2^m - 1$
Numero de bits de paridad		$r = m \cdot 2t$ bits	$r = m$	
Distancia mínima	$d \geq 2t - 1$	$d = m(2t + 1)$ bits	$d = 3$	$d = 2^{m-1}$
Numero de bits de información.	$k \geq n - mt$			$k = m$

(Donde m es cualquier entero positivo a menos que se indique lo contrario, n es la longitud de bloque, k es el número de bits de información.)

Códigos convolucionales: En la figura siguiente se ilustra un codificador convolucional. En éste se desplazan k bits (un cuadro de entrada) en cada momento, y, al mismo tiempo, se eliminan n bits por desplazamiento, donde $n > k$. Por consiguiente, cada cuadro de entrada de k -bits produce un cuadro de salida, n -bits. La redundancia provista en la salida se debe a que $n > k$.

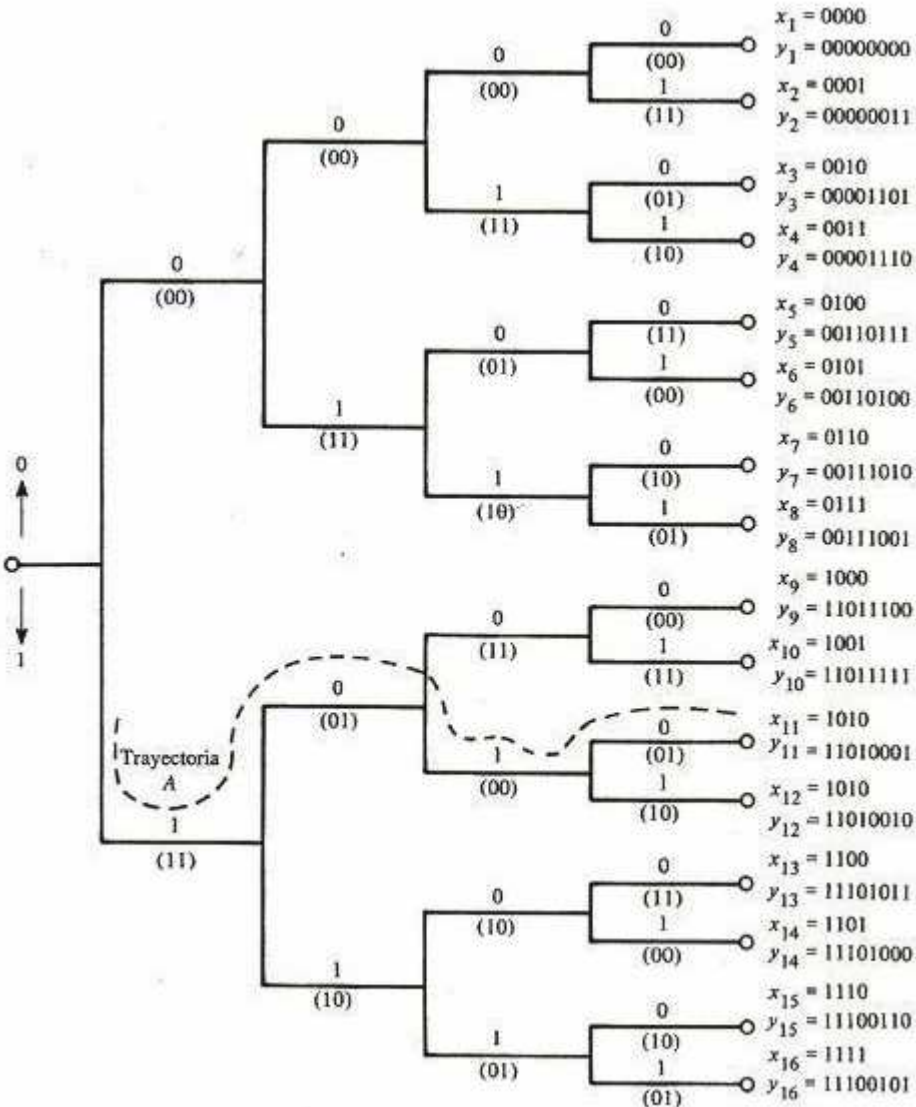


Además, existe memoria en el codificador, porque el cuadro de salida depende de los K cuadros de entrada previos donde, $K > 1$. La proporción de codificación es $R = k/n$, la cual es $3/4$ en la figura anterior. La longitud limitante, K , es el número de cuadros de entrada que se retienen en el registro de desplazamiento de kK -bits. Según el código convolucional particular que se vaya a generar, se agregan ó utilizan los datos provenientes de las kK etapas del registro de desplazamiento (módulo 2) para colocar los bits en el registro de salida de n -etapas. Por ejemplo, considérese el codificador convolucional mostrado en la figura siguiente:



Codificador convolucional para una tasa de $1/2$, y código de longitud restringida igual a 3.

En es caso $k = 1$, $n = 2$, $K = 3$, y un conmutador con dos entradas realiza la función de un registro de desplazamiento de salida de dos etapas. El código convolucional se genera introduciendo, un bit de datos y luego haciéndolo girar una revolución completa. Este proceso se repite con los bits de entrada sucesivos para producir la salida convolucionalmente codificada. En este ejemplo, cada bit de entrada $k = 1$ produce bits de salida $n = 2$, de modo que la proporción de codificación es $R = k/n = 1/2$. El código de árbol de la figura siguiente, da las secuencias codificadas correspondientes al codificador convolucional mostrado en la figura anterior:



Árbol de código del codificador convolucional

Para usar el árbol de codificación hay que proceder hacia arriba si la entrada es un 0 binario o hacia abajo si es un 1 binario. Los bits codificados correspondientes se muestran entre paréntesis. Por ejemplo, si se introduce la secuencia de entrada $x_{11} = 1010$ (bit de entrada más reciente a la derecha), la secuencia de salida codificada correspondiente es $y_{11} = 11010001$, tal como lo muestra la trayectoria A en la figura anterior. Una señal convolucionalmente codificada se decodifica igualando, los datos codificados recibidos al patrón de bits correspondiente en el código de árbol. En la decodificación secuencial (una técnica que no llega a ser óptima), la trayectoria se localiza como cuando el conductor de un automóvil da una vuelta equivocada en el retorno de una carretera y se da cuenta del error, regresa y prueba otra trayectoria. Por ejemplo, si se recibió $y_{11} = 11010010$, la trayectoria sería la más parecida y los datos decodificados serían $x_{11} = 1010$. Con ruido en el canal, algunos de los bits codificados recibidos contendrían errores y entonces las trayectorias no coincidirían con exactitud. En este caso, la trayectoria semejante se halla seleccionando una trayectoria que reduzca al mínimo la distancia de Hamming entre la secuencia de trayectoria seleccionada y la secuencia codificada recibida. Un algoritmo

decodificador óptimo, llamado decodificación Viterbi, emplea un procedimiento similar. Examina las posibles trayectorias y selecciona las mejores con base en algunas probabilidades condicionales, el procedimiento Viterbi se vale de decisiones ya sea permanente o selectiva. Un algoritmo de decisión selectiva primero decide el resultado con base en la estadística de prueba por encima o por debajo del umbral de decisión y luego asigna un número confidencial, que especifica qué tanto se aproxima la estadística de prueba al valor de umbral. En las decisiones permanentes sólo la salida de decisión se conoce, y no se sabe si la decisión resultó, casi igual para considerarla (porque el valor de prueba resultó casi igual al valor de umbral). La técnica de decisión selectiva se traduce en una mejora de 2 dB (disminución) en la entrada E_b/N_0 al receptor, E_b es la energía de la señal recibida en un lapso de 1 bit, y $N_0/2$ es la densidad espectral de potencia del ruido en el canal a la entrada del receptor.

8.3.- CRITERIOS DE SELECCIÓN COMPARACIÓN DE CÓDIGOS.

En el subtema anterior, se supuso que de no utilizarse codificación, el ruido existente en el canal produciría errores en los bits al azar a la salida del receptor más o menos aislados, es decir, no adyacentes. Con la adición de codificación, la redundancia permitió que el decodificador receptor corrigiera los errores de modo que la salida decodificada resultara casi sin errores. Sin embargo, en algunas aplicaciones ocurren amplios pulsos del ruido en el canal. Si se utilizan las técnicas de codificación usuales en estas situaciones, se presentan ráfagas de errores a la salida del decodificador porque las ráfagas de ruido son más anchas que el tiempo de redundancia del código. Esta situación mejora con el uso de intercalación de códigos. En el extremo transmisor, los datos codificados se intercalan revolviéndose (como se revuelve un mazo de cartas) los bits codificados en un lapso de varios tramos de bloques (en el caso de códigos de bloques) o de varios tramos limitantes (en el caso de códigos convolucionales). La longitud de tramo requerida es de varias veces la duración de la ráfaga de ruido. En el receptor, antes de decodificarlos, los datos que contienen ráfagas de errores desintercalan para producir datos codificados con errores aislados. Los errores aislados se conectan entonces haciendo pasar los datos codificados a través del decodificador. De este modo se produce una salida prácticamente libre de errores aun cuando ocurran ráfagas de ruido a la entrada del receptor. Existen dos clases de intercaladores, los de bloques y los convolucionales.

Para una codificación óptima, el teorema de capacidad de canal de Shannon, da la relación E_b/N_0 requerida, (E_b/N_0 es la relación de energía por bit/densidad de ruido a la entrada del receptor). Esto es, si la velocidad de la fuente es menor que la capacidad del canal, la codificación óptima permitirá que la información original se decodifique en el receptor con $P_e \rightarrow 0$ (es decir, $10^{-\infty}$) aun cuando exista algo de ruido en el canal. A continuación se determinará la E_b/N_0 requerida de modo que $P_e \rightarrow 0$ con la codificación óptima (desconocida). La señal codificada óptima no está limitada en cuanto al ancho de banda:

$$C = \lim_{B \rightarrow \infty} \left\{ B \log_2 \left(1 + \frac{S}{N} \right) \right\} = \lim_{B \rightarrow \infty} \left\{ B \log_2 \left(1 + \frac{E_b/T_b}{N_0 B} \right) \right\}$$

$$C = \lim_{x \rightarrow 0} \left\{ \frac{\log_2 [1 + (E_b / N_0 T_b) x]}{x} \right\}$$

Donde T_b es el tiempo requerido para enviar un bit, y N es la potencia del ruido que ocurre dentro del ancho de banda de la señal. La densidad espectral de potencia es $P_n(f) = N_0/2$ y potencia del ruido es:

$$N = \int_{-B}^B P_n(f) df = \int_{-B}^B \left(\frac{N_0}{2} \right) df = N_0 B$$

Donde B es el ancho de banda de la señal. Para evaluar este límite se utiliza la regla de L'Hospital:

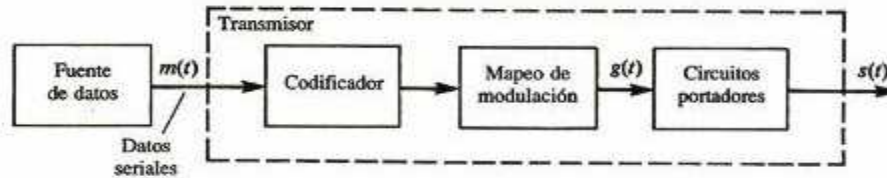
$$C = \lim_{x \rightarrow 0} \left\{ \frac{1}{1 + (E_b / N_0 T_b) x} \left(\frac{E_b}{N_0 T_b} \right) \log_2 e \right\} = \frac{E_b}{N_0 T_b \ln 2}$$

Si se envía una señal a una velocidad cercana a la capacidad del canal, $P_e \rightarrow 0$ (es decir, el sistema óptimo). Por consiguiente, $1/T_b = C$, o, utilizando la fórmula anterior:

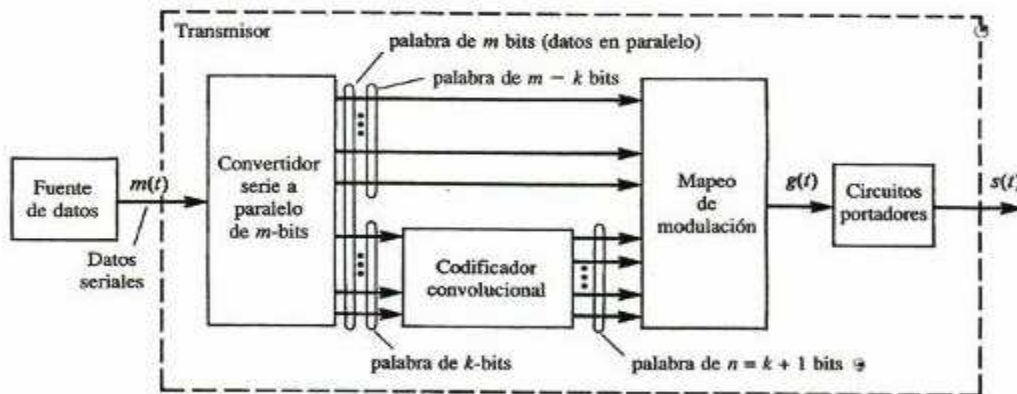
$$\frac{1}{T_b} = \frac{E_b}{N_0 T_b \ln 2} \quad \text{ó} \quad E_b/N_0 = \ln 2 = -1.59 \text{ dB.}$$

Este valor mínimo de E_b/N_0 es - 1.59 dB y se conoce como límite de Shannon. Esto es, si se utiliza codificación/decodificación óptima en el transmisor y receptor, a la salida de éste se tendrán datos sin errores siempre que la E_b/N_0 a la entrada del receptor sea menor que - 1.59 dB. Suponiendo que se utilice el código ideal (desconocido). Cualquier sistema práctico funcionará peor que este sistema ideal descrito por el límite de Shannon. Así pues, el objetivo de los diseñadores de sistemas digitales es encontrar códigos prácticos que se acerquen al desempeño del código ideal de Shannon (desconocido). Los códigos logran sus ganancias de codificación a costa de la expansión del ancho de banda. Esto es, cuando se agregan bits redundantes para producir ganancia de codificación, la velocidad de transmisión de los datos total y, por consiguiente, el ancho de banda de la señal se incrementan por un factor multiplicador que es el recíproco de la tasa del código; la expansión del ancho de banda del sistema codificado con respecto al sistema no codificado es $1/R = n/k$. Por consiguiente, si la señal no codificada ocupa todo el ancho de banda disponible, no se puede agregar codificación para reducir los errores en el receptor porque la señal codificada ocuparía demasiado ancho de banda. Sin embargo, se soluciona utilizando modulación codificada Trellis (TCM), Gottfried Ungerboeck inventó esta técnica llamada modulación codificada Trellis (TCM) que combina modulación de varios niveles con codificación para lograr ganancia sin expansión de ancho de banda. El artificio es agregar los bits de codificación redundantes incrementando el número de niveles (valores de amplitud) permitidos en la señal digital sin cambiar el ancho del pulso, modulación es el proceso de topografiar la información original de bandabase en forma de variaciones de amplitud y fase $R(t)$ y $\theta(t)$, respectivamente de una señal portadora senoidal pasabanda, $s(t)$, cuyo espectro se encuentra concentrado en torno a la frecuencia portadora F_c . Las variaciones se expresan matemáticamente como la envolvente compleja $g(t)$, donde los niveles múltiples de valor complejo son: $g(t) = R(t) e^{j\theta(t)}$

Las operaciones de codificación y modulación se realizan por separado codificando en primer lugar los datos de bandabase para producir una forma de onda de bandabase codificada y modulándola en seguida en la portadora como variaciones de amplitud y fase. La operación combinada de modulación y codificación de TCM se muestra en la figura siguiente en su parte (b):



(a) Técnica de codificación convencional



(b) Técnica de modulación codificada Trellis

Transmisores para codificación convencional y TCM.

En ésta, los datos en serie provenientes de la fuente, $m(t)$, se convierten en datos en paralelo (m -bits), los cuales se reparten en palabras de k -bits y $(m - k)$ -bits donde $k \leq m$. Las palabras de k -bits (cuadros) se codifican convolucionalmente en palabras de $(n = k + 1)$ bits de modo que la tasa de codificación es $R = k/(k + 1)$. La amplitud y fase luego se fijan de manera conjunta con base en la palabra de n -bits codificada y en la palabra de $(m - k)$ bits no codificada. Cuando se pone en ejecución un código convolucional de longitud limitada $K = 3$, esta técnica TCM produce una ganancia de codificación de 3 dB con respecto a una señal no codificada del mismo ancho de banda y tasa de información. Se puede obtener una ganancia de codificación de casi 6 dB con la utilización de codificadores de longitud limitada de 9. No es tan difícil generar códigos de mayor longitud, si bien el decodificador correspondiente para códigos muy largos es muy complicado. Sin embargo, los circuitos integrados de muy alta velocidad (VHSIC, por sus siglas en inglés: very-high-speed integrated circuits) lo están haciendo posible.

Los módems, CCITT V.32 de 9600 bits/s, CCITT V.33bis de 14400 bits/s, y CCITT V.34 de 28 800 bits/s, para computadora utilizan la técnica TCM. La ganancia de codificación del módem CCITT V.32 es de 4 dB.

A continuación se hablara de forma breve de algunos códigos y de esta forma poder realizar una breve comparación de estos:

Código (n, k): Supóngase que se quiere transmitir una señal que se ha cuantificado en 16 niveles equiprobables. En este caso, cada palabra de código constará de k - 4 bits. A cada palabra se agregan r bits que se usarán para detectar y posiblemente corregir errores. Estos bits adicionales son redundantes porque no portan información sobre la señal. Entonces, cada palabra de código está compuesta por n bits de la manera siguiente:

k = numero de dígitos de mensaje por palabra.

r = numero de dígitos de comprobación por palabra.

n = k + r = numero total de dígitos por palabra.

Esto se llama código (n, k). La eficiencia de la razón del código se define como k/n y es un indicador de la tasa de información con relación a la tasa de bits del código.

Código Reed-Solomon: Es un código de bloque estándar de detección y corrección de errores que protege la información contra el borrado de datos transmitidos sobre un canal de comunicaciones. Este tipo de código pertenece a la categoría FEC (Forward Error Correction), es decir, corrige los datos alterados en el receptor y para ello utiliza unos bits adicionales que permiten esta recuperación. El código fue inventado por Irving S. Reed y Gustave Solomon (de ahí su nombre) en el año 1960. El código reed solomon se le considera como una subclase de los códigos BCH no binarios, se distingue de los códigos binarios por que este opera con símbolos de b bits, cada uno en lugar de bits individuales es útil cuando los errores ocurren en ráfagas, como en los sistemas de grabación de discos compactos.

Código Bose-Chaudhuri-Hocquenghem (BCH): Es un código cíclico con una gran variedad de parámetros. Con el código BCH, es posible detectar y corregir más de un error. Es el tipo de código más conveniente para errores independientes, es usado por ejemplo en telefonía celular analógica, Sistemas de telefonía móvil avanzado (AMPS), en el canal de control bajo la versión BCH (48,36) y BCH (40,28), en codificadores digitales de TV a 34 Mb/s se utiliza el códec BCH (511,493) para corregir 2 errores por bloque.

Códigos algebraicos: Se puede formar un tipo de código agregando dígitos binarios extra al final de cada palabra de código para detección de error y, posiblemente, corrección de error. Estos bits extra se llaman bits de verificación de paridad. Una palabra de código general para un código de verificación de paridad puede escribirse en la forma:

$$a_1 a_2 a_3 \dots a_k c_1 c_2 \dots c_r$$

Donde a_i es el i-ésimo bit de la palabra de código del mensaje y c_j es el j-ésimo bit de verificación de paridad. Los bits de verificación deben satisfacer las $r = n-k$ ecuaciones lineales:

$$0 = h_{11}a_1 \oplus h_{12}a_2 \oplus \dots \oplus h_{1k} a_k \oplus c_1$$

$$0 = h_{21}a_1 \oplus h_{22}a_2 \oplus \dots \oplus h_{2k} a_k \oplus c_2$$

.

.

.

$$0 = h_{r1}a_1 \oplus h_{r2}a_2 \oplus \dots \oplus h_{rk} a_k \oplus c_r$$

Estas ecuaciones se pueden expresar de modo más conveniente en forma de matriz columna $n \times 1 = [T]$ que representa a la palabra de código:

$$[T] = \begin{bmatrix} a_1 \\ a_2 \\ \cdot \\ a_k \\ c_1 \\ \cdot \\ \cdot \\ c_r \end{bmatrix}$$

Y una matriz rectangular $r \times n$ de verificación de paridad $[H]$:

$$[H] = \begin{bmatrix} h_{11} h_{12} \dots h_{1k} 10 \dots 0 \\ h_{21} h_{22} \dots h_{2k} 01 \dots 0 \\ \cdot \\ \cdot \\ \cdot \\ h_{r1} h_{r2} \dots h_{rk} 00 \dots 1 \end{bmatrix}$$

Por lo que la ecuación $0 = h_{r1} a_1 \oplus h_{r2} a_2 \oplus \dots \oplus h_{rk} a_k \oplus c_r$ puede expresarse como:
 $[H][T] = 0$

Ahora, sea $[R]$ la palabra de código recibida, que puede o no ser igual a $[T]$. Si $[H][R] = 0$, se sabe que $[R]$ es una palabra de código; y más probablemente, la palabra transmitida. Por otra parte, si $[H][R] \neq 0$, entonces $[R]$ no es una palabra de código y se ha cometido al menos un error. La palabra de código $[R]$ puede ponerse en términos de la transmitida introduciendo una matriz de error $[E]$ de $n \times 1$: $[R] = [T] \oplus [E]$, Si $[E]$ sólo contiene ceros, no se ha cometido error. Para corregir los errores, se necesita determinar $[E]$. Un primer paso es determinar una matriz $[S]$, llamada síndrome, a partir de la palabra de código recibida y la matriz de verificación de paridad:

$$\begin{aligned} [S] &= [H][R] \\ &= [H][T] \oplus [H][E] \\ &= [H][E] \end{aligned}$$

El síndrome $[S]$ tiene dimensiones $r \times 1$ y puede ser cualquiera de 2^r secuencias (incluyendo la de sólo ceros). La secuencia de error $[E]$ puede ser cualquiera de las $2^n = 2^{r+k}$ secuencias. Por tanto, el síndrome no puede determinar la secuencia de error sin ambigüedad. La tarea del decodificador es seleccionar una de varias secuencias de error asociadas con un síndrome dado. Generalmente, esta selección se basa en un criterio de distancia mínima. Si hay un solo error, la matriz de error $[E]$ tendrá un elemento distinto de cero y la multiplicación de la ecuación $[S] = [H][E]$ aparecerá en alguna columna de $[H]$.

La posición del error en la palabra de código se encuentra por inspección de la columna apropiada de [H].

Los códigos de Hamming son los códigos de verificación de paridad para los cuales las columnas de [H] consisten en todas las diferentes r secuencias distintas de cero de números binarios. Por tanto, un código de Hamming tiene una matriz de verificación de paridad con tantas columnas como secuencias de error simple haya; es decir: $R + k = n = 2^r - 1$. Los códigos de Hamming son capaces de corregir todas las secuencias de error único, y toda posible secuencia recibida es una palabra de código o está a una distancia uno de alguna de ellas. Los códigos $((n,k),$ algébricos, reed solomon y BCH) son ejemplos de códigos de bloque. En un código de bloque (n, k) los $r = n-k$ bits redundantes se combinan con los k bits de mensaje para producir una palabra de código de n dígitos. Cada palabra de código de n dígitos se codifica y decodifica de manera independiente de cualquier otra; n se llama longitud de bloque de la palabra de código.

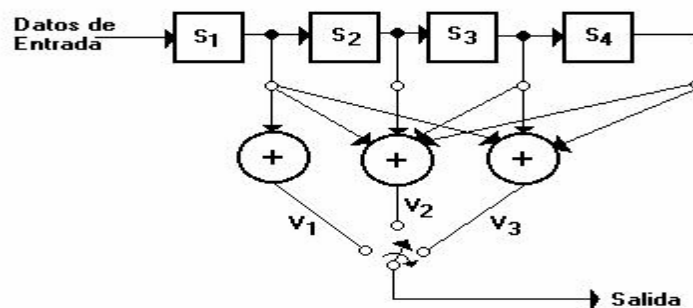
Por ultimo realizando una breve comparación entre los códigos; Convolucionales y a bloques, se puede decir que, a diferencia de los códigos de bloque, en los convolucionales la información de verificación de paridad está distribuida sobre un espacio de símbolos de mensaje llamado espacio acotado del código. De esta manera, pueden codificarse en forma continua largas corrientes de bits sin necesidad de agrupados en bloques. Esto se consigue usando registros de desplazamiento cuyas salidas se combinan de una manera preestablecida para fijar ciertos límites en la corriente de bits codificada. Un registro de desplazamiento es una serie de memorias binarias en cascada. El estado binario de cada memoria se transfiere a la siguiente accionado por un reloj que se encuentra sincronizado con la corriente de bits de entrada. Por lo tanto, la salida de un registro de desplazamiento de cuatro etapas es la entrada retardada en cuatro intervalos del reloj, y en cualquier momento el registro contendrá los cuatro bits sucesivos más recientes de la corriente de entrada. Puede generarse un código convolucional de espacio acotado K combinando las salidas de K registros de desplazamiento con v sumadores módulo 2. A cada intervalo del reloj, las salidas de los v sumadores se muestrean en un conmutador, por lo que se generan v símbolos de salida por cada símbolo de entrada, dando un código de tasa $1/v$. En la figura siguiente se da un ejemplo de codificador convolucional para $K = 4$ y $v = 3$. El estado binario se encuentra en la salida de cada etapa hasta que se desplaza a la siguiente. Las ecuaciones para los tres sumadores son:

$$v_1 = S_1$$

$$v_2 = S_1 \oplus S_2 \oplus S_3 \oplus S_4$$

$$v_3 = S_1 \oplus S_2 \oplus S_4$$

Nótese que no todas las etapas están conectadas a todos los sumadores. Las conexiones influyen en el código generado, y su selección no corresponde al nivel de este análisis.



Ejemplo de codificador convolucional de tasa 1/3

La codificación convolucional se demuestra suponiendo que la corriente de datos de entrada comienza con 10110 y que todos los registros se hallan inicialmente en cero. El primer dígito del mensaje es 1 y la salida correspondiente es 111 (si el primer dígito fuera 0, la salida sería 000). El siguiente dígito es 0 y la salida correspondiente es 010 (si el segundo dígito fuera 1, la salida sería 101). Sin embargo, nótese que si el primer dígito del mensaje hubiera sido 0, la salida habría sido 000 si el segundo dígito fuera 0, o 111 si éste fuera 1. Por tanto, el código generado depende de dígitos previos en el espacio acotado del código. En ausencia de ruido, este procedimiento es bastante directo e implica tomar decisiones después de cada grupo de $v = 3$ dígitos de entrada. Este método, que comprende ramas sucesivas, puede diagramarse como un árbol de código. (Ya mencionado en el subtema anterior). Para finalizar, en presencia de ruido, el procedimiento óptimo es similar, se examinan las posibles opciones del código en términos de las probabilidades condicionales entre cada opción, en el espacio acotado del código.

8.4.- APLICACIONES.

Su aplicación de los códigos convolucionales al igual que los códigos de bloques es para corregir errores. Los códigos convolucionales son adecuados para usarse sobre canales con mucho ruido (alta probabilidad de error) se ven aplicados por ejemplo, en la modulación codificada trellis (TCM), mencionada anteriormente. Los códigos de bloque, encuentran actualmente aplicación en áreas como los CD, telefonía móvil y sondas espaciales, Como en el caso del código Reed-Solomon, También es de destacar el empleo del código Reed-Solomon en las comunicaciones por satélite, Digital Video Broadcasting, también se aplican en sistemas de telefonía móvil avanzado (AMPS), como el código BCH, En otras palabras, la aplicación principal de las técnicas de control de errores es introducir redundancia controlada permitiendo que los mensajes transmitidos que hayan sido corrompidos sean corregidos antes de ser procesados.

Los métodos de detección de errores se ven aplicados en los llamados protocolos, Los protocolos son reglas y procedimientos para asegurar compatibilidad entre receptor de datos digitales seriales, independientemente del hardware o software. Se emplean para identificar el inicio y final de un mensaje, e identificar al que recibe, fijar el número de bytes que se transmitirán, fijar el método de detección de errores, entre otras funciones. En comunicaciones de datos se usan varios niveles de protocolos. La forma más sencilla de protocolo es la transmisión asíncrona de datos con un bit de inicio y un bit de paro, enmarcando un solo carácter, con un bit de bit del carácter y el bit de paro. El bit de paridad es parte del protocolo, pero puede o no usarse. En aplicaciones de comunicaciones de datos síncrona, el bloque es la unidad básica de transmisión. Para identificar un bloque, se transmiten uno o más caracteres especiales antes del bloque y después de éste. Estos caracteres adicionales, que por lo general se representan por códigos de 7 u 8 bits, desarrollan cierto número de funciones. Como los bits de inicio y paro en un carácter señalan el inicio y fin de la transmisión. Pero también se usan para identificar un bloque específico de datos y proporcionan los medios para la detección y verificación de error. Algunos de los caracteres al inicio y fin de cada bloque se emplean para el llamado saludo de mano (handshaking). Estos caracteres proporcionan al transmisor y receptor información de estado. Por ejemplo, puede enviar un carácter, con lo que indica que está listo para

enviar datos a un receptor una vez que el receptor identifica ese carácter, responde señalando su estado; por ejemplo el enviar un carácter que representa ocupado, de regreso al transmisor. Éste continuara enviando su señal de listo hasta que el receptor conteste que no está ocupado o que está listo para recibir. En este momento inicia la transmisión. Una vez que ésta termina se produce algún saludo de mano adicional. El receptor acusa recibo de la información. El transmisor envía un carácter que indica que se ha completado la transmisión, lo que por lo general reconfirma el receptor. A continuación se hablara de forma breve de algunos protocolos asíncronos y síncronos donde se ven aplicados los métodos de detección de errores:

Protocolos Asíncronos: Hay tres protocolos populares para la transmisión de datos asíncronos ASCII, codificado entre computadoras personales, vía módem: Xmódem, Kermit y MPN.

Xmódem: En Xmódem, el procesamiento de transmisión de datos empieza con la transmisión mediante la computadora receptora de un carácter de reconocimiento negativo (NAK), a la transmisora. NAK es un carácter ASCII de 7 bits que se transmite en serie de regreso al transmisor cada 10 s. hasta que el transmisor lo reconoce. Una vez que el transmisor reconoce el carácter NAK, empieza a enviar bloques de datos de 128 bytes, denominados cuadros (paquete) de información esto se observa en la siguiente figura:



El cuadro inicia con un carácter de inicio de encabezado (SOH), que es otro carácter ASCII, el cual indica que la transmisión empieza. Esto es seguido por un encabezado, que por lo común consta dos o más caracteres que preceden al actual bloque de datos que dan información auxiliar. En Xmódem, el encabezado consta de dos bytes que designan el número de bloque. En la mayoría de los mensajes se transmiten varios bloques de datos y cada uno se numera en forma consecutiva. El primer byte es el número del bloque en código binario. El segundo byte es el complemento del número del bloque; esto es, todos los bits se han invertido. Luego se transmite el bloque de 128 bytes y al final del bloque, la computadora transmisora envía un byte de verificación de suma, el cual es el BCC, o la suma binaria de toda la información binaria enviada en el bloque. (Hay que mencionar que cada carácter se envía con sus bits de inicio y paro, ya que Xmódem es un protocolo asíncrono.). La computadora receptora estima el bloque de datos y también calcula la suma de verificación. Si la suma de verificación del bloque recibido, es la misma que la del transmitido, se supone que el bloque se recibió en forma correcta. Si el bloque se recibió bien, la computadora receptora envía un carácter de reconocimiento (ACK) (otro código ASCII) de regreso la transmisora. Una vez que la transmisora recibe un ACK, se envía el siguiente bloque datos. Cuando se recibe. Un bloque en forma incorrecta debido a interferencia o problemas de equipo, las sumas de verificación no serán iguales y la computadora receptora enviará un código NAK de regreso a la transmisora. Una transmisora que recibe un NAK responde de manera automática enviando de nuevo el bloque. Este proceso se repite hasta que cada bloque y el mensaje completo, se ha enviado sin errores. Cuando se ha enviado el mensaje completo, la computadora transmisora envía

un carácter de fin de transmisión (EOT). La computadora receptora contesta con un carácter ACK, terminando las comunicaciones.

Kermit: Otro protocolo asíncrono popular es el Kermit, el cual se muestra en la siguiente figura:



La transmisión empieza con un carácter SOH seguido por un carácter del longitud (LEN), que dice qué tan largo es el bloque de datos. Un bloque puede ser de hasta 94 bits de largo. El siguiente es un número de secuencia de paquetes (SEQ). Puede haber hasta 63 bloques y a cada uno se le da un número secuencial, para que tanto el transmisor como el receptor puedan llevar cuenta de mensajes largos. El que sigue en el paquete es un designador de tipo de datos (TYPE). Este byte puede tener un código de control ASCII como ACK, NAK, EOT, EOF, o cualquiera de un número de códigos especiales usados en el proceso de saludo de mano enviar-recibir.

El bloque de datos, que puede ser de hasta 94 bits de largo, viene enseguida. Al final del paquete hay un código de detección de error. Puede ser una suma de verificación de un byte, una suma de verificación de 2 bits o una CRC de 16 bits.

MNP: Microcom Networking Protocols (MNP) es una serie de protocolos desarrollados por Microcom para usar con módems asíncronos. Especifican formas de manejar detección y corrección de error y cómo indicar si se usa o no compresión de datos. Hay diez clases de protocolos. No todos los módems soportan éstos, pero en años recientes la mayoría de los fabricantes los han adoptado. Son razonablemente fáciles de utilizar porque se pueden programar en la microcomputadora de control utilizada en la generalidad de los módems. Los protocolos Microcom se subdividen en clases. El protocolo MNP 3 quita los bits de inicio y paro del carácter en el mensaje, lo cual incrementa la transmisión por un factor de 8. El módem receptor pone de nuevo los bits de inicio y paro. El protocolo MNP clase 4 usa compresión de datos para incrementar la transmisión. También verifica el ruido en la línea y, si éste es bajo, envía bloques más largos de datos. Si el ruido es alto, se envían bloques más cortos. El protocolo MNP clase 5 usa compresión de datos. El protocolo MNP clase 6 ofrece incrementos automáticos de velocidad si la línea lo puede manejar sin error. El protocolo MNP clase 9 ofrece un método mejorado de corrección de error.

Protocolos Síncronos: Los protocolos que se usan en las comunicaciones de datos síncronos son más complicados que los protocolos asíncronos. Sin embargo, al igual que los sistemas asíncronos Xmódem y Kermit, usan varios caracteres de control para propósitos de señalización al principio y al final del bloque de datos que se transmitirán, estos protocolos son los siguientes:

BISYNC: El protocolo Bisync de IBM, que se usa mucho en comunicaciones de computadoras, por lo común empieza con la transmisión de dos o más caracteres sync (SYN) ASCII esto se muestra en el la siguiente figura:



Estos caracteres señalan el inicio de la transmisión y también se emplean para iniciar los circuitos de tiempo del reloj en el módem receptor. Esto asegura una sincronía apropiada de los datos transmitidos un bit a la vez. Después de los caracteres SYNC, se transmite un carácter de inicio de encabezado (SOH). El encabezado es un grupo de caracteres que en general identifican el tipo de mensaje que se enviará, el número de caracteres en un bloque (por lo general hasta 256) y un código de prioridad o alguna forma de enrutamiento específico de destino. El fin del encabezado se señala por un carácter de inicio de texto (STX). En este momento, se transmite el mensaje deseado, un bit a la vez. No se envían bits de inicio y paro. Las palabras de 7 u 8 bits se enfilan juntas una después de otra y el receptor debe separarlas en palabras binarias individuales, que se manejan en una base paralela más adelante en el circuito receptor de la computadora. Al final del bloque se transmite un carácter de fin de bloque (ETB). Si el bloque es el último de un mensaje completo, se transmite un carácter de fin de texto (ETX). Un carácter de fin de transmisión (EOT) que señala el final de la transmisión, es seguido de un código de detección de error, por lo general un BCC de 1 o 2 bits.

SDLC: Uno de los protocolos síncronos más flexibles y de mayor uso es el protocolo control de enlace de datos síncronos (SDLC. synchronous data link control) mostrado en la figura siguiente:



SDLC se usa en redes que son interconexiones de múltiples computadoras. Todos los cuadros empiezan y terminan con un byte bandera con el código 01111110 o hex 7E, el cual reconoce la computadora receptora. Una secuencia de 1 binarios inicia el proceso del reloj sincrónico. Luego viene el byte de dirección, que especifica una estación receptora determinada. Cada estación de la red tiene asignado un número de dirección. La dirección hex FF indica que el mensaje siguiente se enviará a todas las estaciones en la red. Un byte de control después de la dirección permite al programador o usuario especificar cómo se enviarán los datos y cómo deben manejarse en el extremo receptor. Permite al usuario especificar el número de cuadros, cómo serán recibidos los datos, etcétera. El bloque de datos (todos los códigos son EBCDIC, no ASCII) viene enseguida. Puede ser de cualquier longitud, pero 256 bits es típico. Los datos son seguidos por una secuencia de verificación de cuadro (FCS), una CRC de 16 bits. Una bandera termina el cuadro. SDLC se usa mucho en computadoras grandes (mainframes) y microcomputadoras. También está disponible un sistema tipo SDLC más sofisticado que permite la interfase entre un número mayor de configuraciones de software y hardware diferentes, llamado control de enlace de datos de alto nivel (HDLC).

CAPITULO 9: TEORIA DE LA INFORMACION

9.1.- MEDICIÓN DE LA CANTIDAD DE INFORMACIÓN DE UN MENSAJE.

La teoría de la información es la teoría relacionada con las leyes matemáticas que rige la transmisión y el procesamiento de la información. Más concretamente, la teoría de la información se ocupa de la medición de la información y de la representación de la misma (como, por ejemplo, su codificación) y de la capacidad de los sistemas de comunicación para transmitir y procesar información. La codificación puede referirse tanto a la transformación de voz o imagen en señales eléctricas o electromagnéticas, como al cifrado de mensajes para asegurar su privacidad. La teoría de la información fue desarrollada inicialmente, en 1948, por el ingeniero electrónico estadounidense Claude E. Shannon, en su artículo, *A Mathematical Theory of Communication* (Teoría matemática de la comunicación). La necesidad de una base teórica para la tecnología de la comunicación surgió del aumento de la complejidad y de la masificación de las vías de comunicación, tales como el teléfono, las redes de teletipo y los sistemas de comunicación por radio. La teoría de la información también abarca todas las restantes formas de transmisión y almacenamiento de información, incluyendo la televisión y los impulsos eléctricos que se transmiten en las computadoras y en la grabación óptica de datos e imágenes. El término información se refiere a los mensajes transmitidos, voz o música transmitida por teléfono o radio, imágenes transmitidas por sistemas de televisión, información digital en sistemas y redes de computadoras, e incluso a los impulsos nerviosos en organismos vivientes. De forma más general, la teoría de la información ha sido aplicada en campos tan diversos como la cibernética, la criptografía, la lingüística, la psicología y la estadística.

Un concepto fundamental en la teoría de la información es que la cantidad de información contenida en un mensaje es un valor matemático bien definido y medible. El término cantidad no se refiere a la cuantía de datos, sino a la probabilidad de que un mensaje, dentro de un conjunto de mensajes posibles, sea recibido. En lo que se refiere a la cantidad de información, el valor más alto se le asigna al mensaje que menos probabilidades tiene de ser recibido. Si se sabe con certeza que un mensaje va a ser recibido, su cantidad de información es 0. Si, por ejemplo, se lanza una moneda al aire, el mensaje conjunto cara o cruz que describe el resultado, no tiene cantidad de información. Sin embargo, los dos mensajes por separado cara o cruz tienen probabilidades iguales de valor un medio. Para relacionar la cantidad de información (I) con la probabilidad, Shannon presentó la siguiente fórmula:

$$I = \log_2 1/P$$

Donde P es la probabilidad del mensaje que se transmite y \log_2 es el logaritmo de $1/P$ en base 2. (\log_2 de un número dado 'X' es el exponente 'Y' al que tiene que ser elevado el número '2' para obtener dicho número 'X'. Por ejemplo, \log_2 de $8 = 3$, porque $2^3 = 8$). Utilizando esta fórmula, obtenemos que los mensajes cara y cruz tienen una cantidad de información de $\log_2 2 = 1$. Por lo que la cantidad de información de un mensaje puede ser entendida como el número de símbolos posibles que representan el mensaje. En el ejemplo anterior, si cruz está representado por un 0 y cara por un 1, sólo hay una forma de representar el mensaje, 0 o 1. El 0 y el 1 son los dígitos del sistema binario y la elección entre estos dos símbolos corresponde a la llamada unidad de información binaria o bit. Si se lanza una moneda tres veces seguidas, los ocho resultados (o mensajes) igualmente

probables pueden ser representados como 000, 001, 010, 011, 100, 101, 110 o 111. Estos mensajes corresponden a los números 0, 1, 2, 3, 4, 5,6 y 7 escritos en notación binaria. La probabilidad de cada mensaje es de un octavo, y su cantidad de información es $\log_2 1/8 = 3$, que es el número de bits que se necesitan para representar cada mensaje. El propósito de un sistema de comunicación es, en el más amplio sentido, la transmisión de información de un punto a otro en el espacio y en el tiempo. La cantidad de información sobre un evento se relaciona estrechamente con la probabilidad de su ocurrencia. Los mensajes que contienen noticias de gran probabilidad de ocurrencia (es decir, que indican muy poca incertidumbre en el resultado), llevan relativamente poca información. Por el contrario, los que contienen noticias con baja probabilidad de ocurrencia conducen grandes cantidades de información. ó sea que la medida de la información recibida del conocimiento de ocurrencia de un evento es inversamente proporcional a la probabilidad de su ocurrencia. Para formular una ecuación matemática que corresponda a este razonamiento, debe notarse que si un evento es cierto (es decir, si ocurre con probabilidad uno), lleva cero información. En el otro extremo, si un evento es improbable (es decir, si ocurre con probabilidad cercana a cero), su ocurrencia lleva una cantidad infinita de información. Es deseable también que la medida de la información tenga valor real y sea monótonica, además de ser aditiva para eventos estadísticamente independientes. Sobre esta base, la medida de la información asociada a un evento A que ocurre con probabilidad P_A se define como:

$$I_A = \log \frac{1}{P_A}$$

Si se Consideran dos eventos equiprobables A y B y un sistema binario para transmitir su ocurrencia. Se requiere un mínimo de un pulso o una señal binarios, y esta unidad básica de información se llama bit. Cuatro eventos equiprobables requieren cuatro esquemas distintos de pulsos binarios, o dos bits, mientras que ocho eventos equiprobables requieren tres bits, etcétera. En general, cualquiera de n mensajes equiprobables contiene $\log_2 n$ bits de información. Si se supone que los n mensajes son; equiprobables, la probabilidad de ocurrencia de cada uno es $P_i = 1/n$ y la información asociada a cada mensaje es:

$$I_i = \log_2 n$$

$$I_i = \log_2 \frac{1}{P_i} \text{ bits}$$

La ecuación $I_i = \log_2 \frac{1}{P_i} \text{ bits}$ confirma lo que se expresaba en la ecuación $I_A = \log \frac{1}{P_A}$ y proporciona las unidades en términos de logaritmos de base 2. Incluso si el número de posibilidades no es una potencia de dos, podemos usar la ecuación $I_i = \log_2 \frac{1}{P_i} \text{ bits}$, para expresar la información. En bits, aunque la respuesta sea una fracción. Para cálculos numéricos, a menudo es conveniente usar logaritmos de base 10 y después hacer la conversión:

$$\begin{aligned} \text{Log}_2 N &= (\log_{10} N) (\log_2 10) = (\log_{10} N) / \log_{10} 2 \\ \text{Log}_2 N &\cong 3.322 \log_{10} N \end{aligned}$$

Estos resultados definen la medida de la información para el caso un tanto especial en que todos los mensajes son igualmente probables. Para generalizar, se define una información promedio, llamada entropía H, de cada mensaje tomando el valor esperado de la ecuación

$$I_i = \log_2 \frac{1}{P_i} \text{ bits} :$$

$$H = I_{avg} = E\{I_i\}$$

Ó

$$H = \sum_{i=1}^n P_i \log_2 \frac{1}{P_i}$$

Así, a cada evento o mensaje se le asigna un contenido de información promedio, aunque la información para cada evento puede fluctuar en forma considerable. Ahora se le puede definir al bit como una medida del contenido de información. A continuación, se vera un ejemplo donde se calcula la cantidad de información en el mensaje. Ejemplo: Los símbolos A, B, C y D. ocurren con probabilidades 1/2, 1/4, 1/8 Y 1/8, respectivamente. Calcule la información en el mensaje de tres símbolos. $X = BDA$, suponiendo que éstos son estadísticamente independientes.

Solución:

Como los símbolos son independientes, la medida de la información es aditiva y puede escribirse:

$$I_x = \log_2 4 + \log_2 8 + \log_2 2$$

$$I_x = 2 + 3 + 1$$

$$I_x = 6 \text{ bits.}$$

Los conceptos anteriores pueden ampliarse a mensajes continuos, pero esto produce expresiones matemáticas bastante abstractas, por lo que se usara el caso discreto empleando el teorema del muestreo y la cuantificación para reducir los mensajes continuos analógicos a discretos, en los sistemas de comunicación eléctricos, existe particular interés en la tasa de transmisión de la información, R, definida por:

$$R = rH \text{ bps.}$$

Donde r es la tasa de símbolos (correspondiente a los símbolos en donde esta determinada H) y bps es bit por segundo.

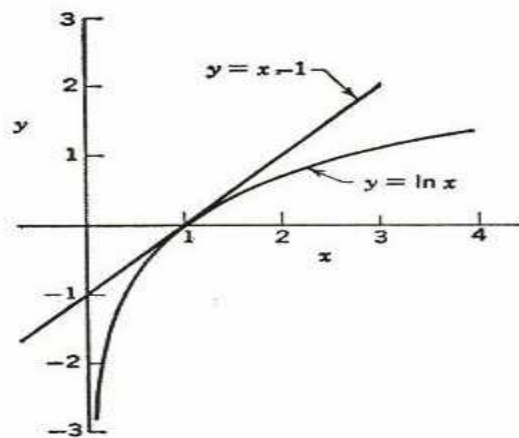
Podemos concluir que la medición de información se lleva a cabo por medio de la

$$\text{expresión: información } I = \log_2 n = \log_2 \frac{1}{P} .$$

9.2.- ENTROPÍA.

En la mayoría de las aplicaciones prácticas, hay que elegir entre mensajes que tienen diferentes probabilidades de ser enviados. El término entropía ha sido tomado prestado de la termodinámica, para designar la cantidad de información media de estos mensajes. La entropía puede ser intuitivamente entendida como el grado de desorden en un sistema. En la teoría de la información la entropía de un mensaje es igual a su cantidad de información media. Si en un conjunto de mensajes, sus probabilidades son iguales, la fórmula para calcular la entropía total sería: $H = \log_2 N$, donde N es el número de mensajes posibles en el conjunto. Si se transmiten mensajes que están formados por combinaciones aleatorias de las 26 letras del alfabeto inglés, el espacio en blanco y cinco signos de puntuación, y si suponemos que la probabilidad de cada mensaje es la misma, la entropía sería: $H = \log_2 32 = 5$. Esto significa que se necesitan 5 bits para codificar cada carácter o mensaje: 00000, 00001, 00010, 11111. Una transmisión y almacenamiento eficiente de la información exige la reducción del número de bits utilizados en su codificación. Esto es posible cuando se codifican textos en español, porque la colocación de las letras no es aleatoria. Así, por ejemplo, la probabilidad de que la letra que suceda a la secuencia de información sea una n es muy alta. Se puede demostrar que la entropía del español normal escrito es aproximadamente de un bit por palabra. Esto demuestra que la lengua española (como cualquier otra) tiene una gran cantidad de redundancia incorporada, que se denomina redundancia natural. Esta redundancia permite, por ejemplo, a una persona entender mensajes en los cuales faltan vocales, así como descifrar escritura poco legible. En los sistemas de comunicación modernos, se añade redundancia artificial a la codificación de mensajes, para reducir errores en la transmisión de los mismos.

Propiedades de la entropía: con objeto de mostrar algunas propiedades de la entropía consideremos una propiedad particular del logaritmo, la figura siguiente representa la curva de variación del logaritmo natural de x , así como la recta definida por la ecuación $y = x - 1$.



Logaritmo natural de x y $x - 1$.

Por medio de esta figura se puede demostrar que la recta se mantiene siempre por debajo de la curva $y = \ln x$. así, pues, podemos escribir la inecuación:

$$\ln x \leq x - 1$$

Que será una igualdad si, y solamente si, $x = 1$.

Multiplicando $\ln x \leq x - 1$ por -1 , deducimos una nueva inecuación:

$$\ln \frac{1}{x} \geq 1 - x$$

Igualdad solamente si $x = 1$.

Deducimos finalmente una ultima inecuación a partir de $\ln x \leq x - 1$, sean x_1, x_2, \dots, x_q e y_1, y_2, \dots, y_q dos conjuntos de probabilidades es decir:

$$x_i \geq 0 \quad y_i \geq 0 \quad \text{para cualquier } i \text{ y } j.$$

y

$$\sum_{i=1}^q x_i = \sum_{j=1}^q y_j = 1$$

Luego:

$$\sum_{i=1}^q x_i \log \frac{y_i}{x_i} = \frac{1}{\ln 2} \sum_{i=1}^q x_i \ln \frac{y_i}{x_i}$$

Y aplicando la inecuación $\ln x \leq x - 1$ a cada término de la suma:

$$\sum_{i=1}^q x_i \log \frac{y_i}{x_i} \leq \frac{1}{\ln 2} \sum_{i=1}^q x_i \left(\frac{y_i}{x_i} - 1 \right)$$

$$\leq \frac{1}{\ln 2} \left(\sum_{i=1}^q y_i - \sum_{i=1}^q x_i \right)$$

$$\leq 0$$

ó

$$\sum_{i=1}^q x_i \log \frac{1}{x_i} \leq \sum_{i=1}^q x_i \log \frac{1}{y_i}$$

Que será una igualdad para cualquier valor de i , solamente si $x_i = y_i$

La entropía de una fuente podía interpretarse como la información media por símbolo emitida por la fuente, es lógico por lo tanto, analizar en que modo la entropía depende de la probabilidad de los diferentes símbolos de la fuente. En particular seria interesante conocer cuanta información puede suministrar una fuente de información de memoria nula.

Supongamos una fuente de memoria nula, definida por su alfabeto $s = \{s_i\}$, $i=1,2,\dots,q$ la

$H(S)$ viene dada por:

$$H(S) = \sum_{i=1}^q P_i \log \frac{1}{P_i}$$

Consideremos la expresión:

$$\log q - H(S) = \sum_{i=1}^q P_i \log q - \sum_{i=1}^q P_i \log \frac{1}{P_i}$$

$$= \sum_{i=1}^q P_i \log q P_i$$

$$= \log e \sum_{i=1}^q P_i \ln q P_i$$

Aplicando las inecuaciones : $\ln \frac{1}{x} \geq 1 - x$ y $\log e \sum_{i=1}^q P_i \ln q P_i$

, se llega a la expresión:

$$\log q - H(S) \leq \log e \sum_{i=1}^q P_i \left(1 - \frac{1}{q P_i}\right)$$

$$\leq \log e \left(\sum_{i=1}^q P_i - \frac{1}{q} \sum_{i=1}^q \frac{P_i}{P_i} \right)$$

$$\leq 0$$

Así pues $H(S)$ es siempre menor o igual que $\log q$. De la condición que transforma,

$\ln \frac{1}{x} \geq 1 - x$ en una igualdad se deduce la igualdad anterior si y solamente si, $P_i = 1/q$.

Es decir, hemos demostrado que en una fuente de información de memoria nula con un alfabeto de q símbolos, el valor máximo de la entropía es precisamente $\log q$, alcanzándose solamente si todos los símbolos de la fuente son equiprobables. Un ejemplo particularmente importante de fuente de información de memoria nula corresponde a una fuente binaria de memoria nula. En tal fuente, el alfabeto se reduce a $\{0, 1\}$. La probabilidad de un 0 es ω y la de un 1, $1 - \omega$. Llamaremos $\bar{\omega}$ a $1 - \omega$. Calcularemos la entropía a partir de la fórmula

$$H(S) = \sum_S P(S_i) \log \frac{1}{P(S_i)} \text{ bits}$$

$$H(S) = \omega \log \frac{1}{\omega} + \bar{\omega} \log \frac{1}{\bar{\omega}} \text{ bits}$$

La función ω , aparece con frecuencia en los problemas de la teoría de la información. Por esta razón se acostumbra a representar con un símbolo especial. Por definición:

$$H(\omega) = \omega \log \frac{1}{\omega} + \bar{\omega} \log \frac{1}{\bar{\omega}}$$

Que llamaremos función entropía. Hay que señalar la diferencia existente entre

$$H(\omega) = \omega \log \frac{1}{\omega} + \bar{\omega} \log \frac{1}{\bar{\omega}} \text{ y } H(S) = \omega \log \frac{1}{\omega} + \bar{\omega} \log \frac{1}{\bar{\omega}} \text{ bits}$$

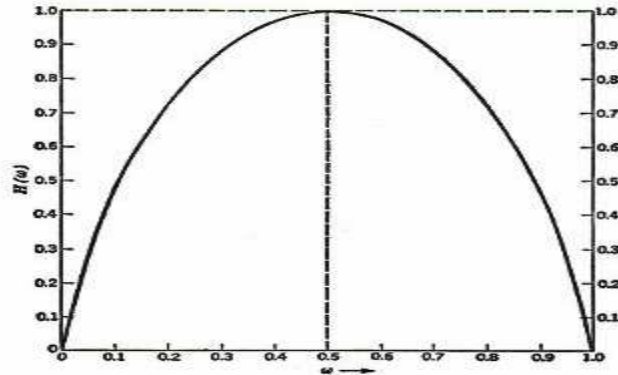
, $H(S)$ determina la entropía de una fuente particular S , mientras $H(\omega)$ es una función de la variable ω definida en el intervalo $[0, 1]$. El significado del símbolo $H(*)$ depende, en definitiva, de la variable. Otro punto importante es que:

$$\lim_{\omega \rightarrow 0} \omega \log \omega = 0$$

y así por definición: $0 \log 0 = 0$

En la Figura siguiente se ha representado la curva de variación $H(\omega)$ en función de ω , en el intervalo $[0, 1]$ de la variable.

Nótese que si la salida de la fuente binaria es cierta (bien $\omega = 0$ u $\omega = 1$), la fuente no suministra ninguna información. El valor medio de la información aportada por un símbolo de la fuente binaria alcanza su máximo en el caso en que ambos, 0 y 1, sean igualmente probables, siendo este valor máximo igual a $\log 2$, es decir, 1 bit.



FUNCIÓN ENTROPIA

La salida de una fuente binaria está constituida por dígitos binarios, Así una secuencia de dígitos binarios, producida por una fuente de información binaria de memoria nula, de 0s y 1s equiprobables, que suministra un bit de información por dígitos binarios. Si 0s y 1s no son igualmente probables, la cantidad de información dada por un dígito binario será menor o mayor de 1 bit dependiendo de los valores de las probabilidades. La cantidad media de información suministra por un dígito binario de tal fuente, sin embargo será siempre menor o igual a 1 bit por dígito binario. Para finalizar, hay que notar que la cantidad máxima de información dada por una fuente de memoria nula de q símbolos crece lentamente al aumentar q. de hecho la cantidad máxima de información crece con el logaritmo del numero de símbolos de la fuente, de modo que para duplicar la cantidad máxima de información por símbolo en una fuente de q símbolos sería necesaria una fuente de q^2 símbolos.

9.3 - ALGORITMOS PARA OBTENER CÓDIGOS DE MÍNIMA LONGITUD, VENTAJAS Y DESVENTAJAS DE LOS CÓDIGOS DE MÍNIMA LONGITUD Y CAMPOS DE APLICACIÓN DE LOS CÓDIGOS DE MÍNIMA LONGITUD.

Los algoritmos que dan lugar a los llamados códigos de mínima longitud se ven aplicados en registros de bases de datos, ficheros ejecutables, hojas de cálculo, en los populares ficheros MP3, en imágenes en JPEG, PNG. Se aplican para crear archivos tipo BMP o PCX. En ficheros RAR, en ficheros Zip. En otras palabras los códigos de mínima longitud se ven aplicados en la compresión de información ya sea de imágenes, video o datos digitales. Por lo tanto los códigos de mínima longitud se aplican principalmente en las llamadas técnicas de compresión. Básicamente la compresión consiste en tomar una trama de símbolos y transformarlos en códigos/claves. Si la compresión es eficiente, las claves resultantes ocuparán menor espacio que los símbolos originales. La decisión de obtener una codificación a partir de ciertos símbolos (o conjunto de ellos) está basada en un modelo. El modelo es simplemente una colección de datos y reglas usados para procesar a la entrada símbolos y determinar su correspondiente codificación a la salida. Por ejemplo un programa usa el modelo para definir aproximadamente las probabilidades para cada

símbolo y el codificador para producir una codificación apropiada basada en esas probabilidades. Dentro de las técnicas de compresión de datos, y atendiendo a la reversibilidad de la información original, los códigos de mínima longitud se ven aplicados en dos grandes familias de técnicas de compresión de datos las cuales son:

A) Técnicas de compresión lossless ó sin pérdida: Para datos en los que es imprescindible que no se pierda nada de información, como por ejemplo registros de bases de datos, ficheros ejecutables, hojas de cálculo, existen dos tipos, los algoritmos estadísticos y algoritmos basados en diccionario.

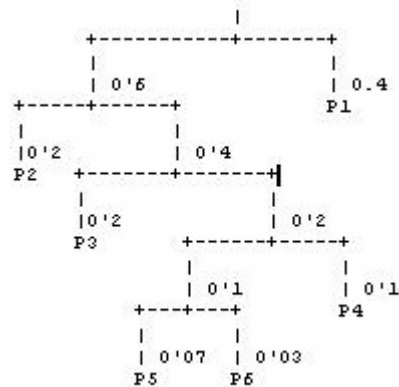
B) Técnicas de compresión lossy ó con pérdida: Para datos en los que se permite cierta pérdida de información, sin que se note demasiado, como por ejemplo en ficheros en MP3, imágenes en JPEG, PNG...etc. Aquí una pequeña disminución en la calidad final no se nota demasiado, pero influye muy positivamente en la reducción del peso del fichero.

En este trabajo se ha centrado solo en la compresión lossless sin pérdida, es decir, técnicas que nos garantizan que no habrá ningún tipo de pérdida de información al comprimirlos (factor fundamental para comprimir y recuperar programas, ficheros de bases de datos...etc). A continuación y de forma breve se mencionan algunos algoritmos de compresión lossless utilizados para obtener códigos de mínima longitud así como sus características (ventajas y desventajas):

Algoritmos Estadísticos: Utilizan las propiedades estadísticas de la fuente para mejorar la codificación (a cada mensaje de la fuente asigna una cadena de símbolos del alfabeto de salida). Se trata de aprovechar la redundancia de información de la fuente para conseguir esa compresión, algunos algoritmos de este tipo son:

Algoritmo Huffman: Se basa en crear un árbol binario completo, que representa la codificación de los mensajes de la fuente, en el que cada nodo intermedio es menor que sus hijos (y la raíz el menor de todos). Los nodos-hoja contienen cada uno de los mensajes emitidos por la fuente. El código para cada mensaje se construye siguiendo el camino desde el nodo raíz hasta la hoja que representa el mensaje. Además, si el decodificador implementa el mismo árbol usado para comprimir, la decodificación no será más que leer bits e ir siguiendo el camino desde la raíz del árbol hasta las hojas en función del valor de esos bits. Al llegar a la hoja habremos llegado al mensaje. La codificación es inversamente proporcional a la probabilidad de aparición del mensaje. Al mensaje más redundante, que se repita más, se le dará una codificación más corta asignándole menos símbolos del alfabeto de salida y ahorrando así espacio. En cada paso se recogen los dos nodos con menor probabilidad del árbol y se crea un nodo padre para ambos que contendrá la probabilidad sumada de los dos. Los nodos con menor probabilidad irán quedando al fondo. Generalmente los descompresores de este tipo no tiene posibilidad de conocer previamente las probabilidades de los mensajes, pues sólo recibe los códigos asignados a los mensajes; en consecuencia el árbol ya procesado ha de ser pasado al descompresor, junto con los datos. Esto representa una carga adicional al fichero comprimido que resta en parte la eficiencia de esta técnica. Por ello una de las soluciones es hacer que estos algoritmos sean adaptativos, se construye el árbol dinámicamente tanto por el compresor como por el descompresor, y así no estaremos obligados a pasarle al

descompresor el árbol. Dependiendo del compresor, se suelen utilizar diferentes implementaciones adaptativas para los compresores. La figura siguiente muestra de forma ilustrativa el llamado árbol de Huffman:



Algoritmo Shannon-Fano: Construye un árbol como Huffman, este algoritmo parte desde la raíz hacia las hojas. Inicialmente considera a todos los mensajes en un solo conjunto. En cada etapa, se intenta dividir el conjunto en dos conjuntos con la probabilidad más parecida posible entre ambos (para conseguir que, a mayor probabilidad, obtener conjuntos con menos elementos). Se asigna un bit con valor 0 ó 1 a cada uno de estos dos nuevos conjuntos y se va repitiendo el proceso de manera recursiva para cada nuevo conjunto creado hasta llegar a conjuntos con un solo elemento que representarán un mensaje.

Algoritmos Aritméticos: Se basan también en las probabilidades de repetición de los mensajes a la entrada, aunque su metodología es muy distinta. Lo que hacen es representar un valor del intervalo [0,1] con mayor número de decimales (mayor precisión) cuanto mayor sea la información de los datos a comprimir. Básicamente va dividiendo el intervalo [0,1] sucesivamente hasta obtener un número (dentro de ese intervalo) que utilice menos bits para representar toda la entrada. Así el descompresor podrá reconstruir la entrada con ese número más la información del número de elementos codificados y sus probabilidades correspondientes. Es un proceso bastante eficiente, aunque como se acaba de decir las probabilidades deben ser incluidas en el fichero comprimido. Por ello se suelen utilizar también modelos adaptativos, que cambian dinámicamente con la entrada.

Algoritmos Predictivos: Intentan predecir el siguiente mensaje de la entrada en base a lo que se sabe de la entrada procesada en ese momento. Si el mensaje de la entrada coincide con el predicho la codificación se podrá hacer con menos bits. En caso contrario se hará con más bits (que permitan la sincronización con el descompresor a la hora de mantener las mismas tablas internas; así ya no necesitamos incluirlas en el fichero comprimido). Son adaptativos. En consecuencia suelen ser más rápidos que las técnicas anteriores, tanto para compresión como descompresión, y además no presentan problemas para su programación. Son muy malos cuando hay mucha redundancia, así que en la práctica se suelen usar en conjunción con otras técnicas de compresión para tratar los casos en que hay excesiva redundancia.

Algoritmos Basados en Diccionario: Son las técnicas más utilizadas, generalmente se las implementa en conjunción con compresores estadísticos, algunos algoritmos de este tipo son:

Algoritmo Run-Length: Ó también denominado RLE (Run Length Encoding). Se le considera simple y a la vez el más ineficiente. Se incluye aquí porque se podría considerar que utiliza un diccionario deslizante para predecir el siguiente carácter de la entrada. Realmente se le considera ya algo primitivo. Además hay diferentes formas de implementarlo, todas ellas patentadas. Busca repeticiones consecutivas de un mismo símbolo y lo que hace es almacenar en un byte el número de esas repeticiones consecutivas y en el segundo byte el escribe el símbolo. Como ejemplo: 17 48 (que significa que el byte 48 se repite 17 veces). Demuestra gran eficiencia cuando hay un alto número de repeticiones consecutivas de un determinado byte. La unidad básica serían dos bytes, el primero indica el número de veces que se repite el segundo. Básicamente se utiliza para crear archivos tipo BMP o PCX sin gradaciones de color.

Algoritmo LZW: Pertenece a la familia de los LZ78 (Liv y Zempel). Es un algoritmo Adaptativo. Es el que implementan la mayoría de los programas de compresión. Fue publicado por primera vez en 1984 en IEEE Computer por Terry Welch. En la codificación, al principio el compresor parte de un diccionario en el que se han introducido todas las cadenas de longitud 1, es decir, 256 cadenas que constan de un solo carácter (los caracteres ASCII). Añadir una cadena al diccionario significa asignarle un identificador secuencial consecutivo a partir de la anterior cadena. Como al principio las primeras 256 posiciones están ocupadas el siguiente número a asignar es el 257. Este número ya no cabe en 8 bits, por lo que las salidas (los identificadores de las cadenas ya reconocidas) del algoritmo son al principio de 9 bits e irán aumentando conforme se vaya quedando pequeño el diccionario. Durante el proceso, se van añadiendo nuevas cadenas de longitud mayor. Al identificarse cadenas más largas con un número de varios bits, la compresión resulta bastante efectiva. En la descompresión se tiene que construir el mismo árbol. El descompresor recibe inicialmente códigos de 9 bits que usará como índices en el diccionario. Mantendrá el diccionario actualizado a partir de esa información. El diccionario va creciendo a medida que se van insertando nuevas cadenas en él. Sin embargo hemos de ser conscientes de que la memoria es finita y hay que poner tope a esa inserción. Además, a medida que el diccionario vaya creciendo, se utilizarán más bits para identificar a cada cadena, con lo que para las cadenas cortas (que son también las más probables) se conseguirá una codificación pobre e ineficiente, puesto que ahorrará pocos bits. Una vez puesto un tope (digamos de 12 a 14 bits, es decir, entre 4096 y 16384 cadenas), está claro que el diccionario se llenará y habrá que eliminar las cadenas que guarda. Algunos modelos desechan todas las cadenas del diccionario y lo vacían completamente, otros aprovechan las cadenas que más se han usado y la dejan en el diccionario; no hay una condición única que asegure que una u otra opción será mejor.

Algoritmo LZ77: Es una técnica presente en multitud de modelos de compresión pues tiene tantas decisiones de diseño que cada uno es implementado de manera distinta a los demás. Esto hace que no se puedan patentar o que se puedan saltar de una forma u otra las patentes actuales. Como ejemplo de compresores que lo usan sería: ARJ, PKZIP, RAR, etc.).

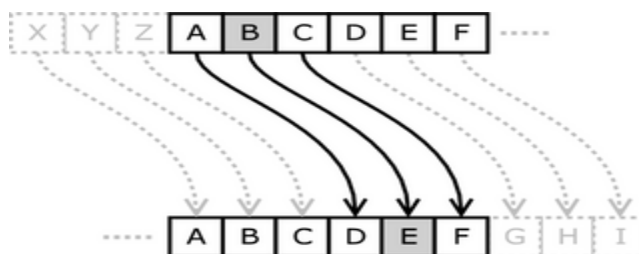
El LZ77 mantiene también un registro de los últimos caracteres procesados de la entrada, pero en este caso no construye un diccionario explícito. En cada momento, el algoritmo se encuentra procesando en un punto de la entrada los "n" caracteres anteriores que forman la historia del algoritmo ó ventana (lo que equivale al diccionario). Los caracteres posteriores al punto actual forman el llamado buffer de adelantamiento. En cada paso, la cadena que comienza en el punto actual de la entrada se busca hacia atrás en la historia. Si se encuentra una coincidencia que sea lo suficientemente larga como para tenerla en cuenta, a la salida se sustituye la cadena coincidente por un par que indica el desplazamiento hacia atrás y la longitud de la coincidencia con la cadena hacia atrás. Como los pares desplazamiento, la longitud ocupa menos que la cadena que coincidió, se obtiene compresión. Si no se encuentra una coincidencia, la salida es una copia literal de la entrada. Posteriormente se avanza la ventana (es decir, se avanza en la entrada) bien de longitud si hubo coincidencia, bien un carácter si no la hubo. El hecho de ir desplazando la ventana sobre la entrada hace que a estos algoritmos se les llame también de ventana deslizante. Cuanto más grande sea la ventana, mayor será la compresión (más grande es la historia sobre la que se buscan posibles coincidencias y mayor la probabilidad de encontrar una coincidencia más larga), aunque para una ventana grande necesitaremos más bits para codificar los valores del desplazamiento. Por ello el tamaño de ventana más apropiado debería ser uno que haga que el campo de desplazamiento quepa en pocos bits. El descompresor se le considera sencillo, ya que su ventana está formada por los datos que ha descomprimido anteriormente, y, cuando recibe un par (desplazamiento, longitud), sólo tiene que copiar a la salida la longitud de bytes que están en el desplazamiento de los bytes de antes. En el caso de recibir un literal, este es copiado tal cual a la salida.

9.4.- CÓDIGOS CRIPTOGRÁFICOS.

La Criptografía en comunicaciones es una ciencia que trata del enmascaramiento de la comunicación de modo que sólo resulte inteligible para la persona que posee la clave, o método para averiguar el significado oculto, mediante el criptoanálisis de un texto aparentemente incoherente. Los códigos secretos provienen de hace muchos tiempo atrás en la historia. Los escritores judíos de antaño a veces disfrazaban el significado de sus textos invirtiendo el alfabeto, es decir, utilizaban la última letra de éste en lugar de la primera, la penúltima en vez de la segunda, y así sucesivamente. Este sistema, denominado atbash, aparece en la Biblia, en Jer. 25,26, que escribe 'Sesac' en lugar de 'Babel', empleando la segunda y duodécima letras contando desde el final, no desde el principio, del alfabeto hebreo. Los éforos de Esparta se comunicaban con sus generales de campo por medio de mensajes escritos en los extremos de una banda de cuero que se enrollaba formando una espiral sobre un bastón llamado escitalo. Una vez desenrollado, el mensaje sólo podía volver a leerse si se enrollaba la cinta sobre un bastón idéntico. El escritor Polibio inventó el cuadro de 5×5 , que se utilizó mucho en diferentes sistemas criptográficos. En su sentido más amplio, la criptografía abarca el uso de mensajes encubiertos, códigos y cifras. Cifrar o codificar un mensaje significa alterar las palabras, que cualquier persona puede leer y entender, y convertirlas en un conjunto especial o secuencia concreta de símbolos que sólo conocen unas pocas personas. Hay diferentes tipos de cifras, pero todos ellos pueden encuadrarse en una de las dos siguientes categorías: transposición y sustitución.

La sustitución, supone el cambio de significado de los elementos básicos del mensaje, las letras, los dígitos o los símbolos y la transposición supone una reordenación de las mismas. Los mensajes se pueden transmitir a través de máquinas automáticas de cifrado. Como ejemplo un télex o teletipo (Aparato telegráfico, con teclado, con un receptor que imprime el mensaje en caracteres tipográficos.), puede ser dotado de una palabra clave para codificar de forma automática todos los mensajes; la máquina receptora, con la misma clave, procederá a su decodificación. En la actualidad, los organismos oficiales, los bancos y muchas empresas transmiten gran cantidad de información confidencial, en forma de comunicación de datos, de una computadora a otra. La comunicación se efectúa por línea telefónica u otros canales no privados. En la criptografía, la información original que debe protegerse se denomina texto plano. El cifrado es el proceso de convertir el texto plano en un lenguaje ilegible, denominado texto cifrado o criptograma. Por lo general, la aplicación concreta del algoritmo de cifrado (también llamado cifra) se basa en la existencia de una clave, información secreta que adapta el algoritmo de cifrado para cada uso distinto. El descifrado es el proceso inverso que recupera el texto plano a partir del criptograma y la clave. El protocolo criptográfico especifica los detalles de cómo se utilizan los algoritmos y las claves (y otras operaciones primitivas) para conseguir el efecto deseado. El conjunto de protocolos, algoritmos de cifrado, procesos de gestión de claves y actuaciones de los usuarios, en su globalidad es lo que constituyen un criptosistema, que es con lo que el usuario final trabaja e interactúa. A continuación se hablara de forma breve de algunos de los códigos criptográficos clásicos y significativos, que son los siguientes:

Código Cifrado César: El cifrado César mueve cada letra un determinado número de espacios en el alfabeto. La siguiente figura muestra esto, se usa un desplazamiento de tres espacios, así que una B en el texto original se convierte en una E en el texto codificado.



En la criptografía, el cifrado César, también conocido como cifrado por desplazamiento, es una de las técnicas de codificación más simples y más usadas. Es un tipo de cifrado por sustitución en el que una letra en el texto original es reemplazada por otra letra que se encuentra en una posición que está un número determinado de espacios más adelante en el alfabeto. Por ejemplo, con un desplazamiento de 3, la A sería reemplazada por la D (situada 3 lugares a la derecha de la A), la B sería reemplazada por la E, etcétera. Este método debe su nombre a Julio César, que lo usaba para comunicarse con sus generales. El cifrado César muchas veces es parte componente de sistemas más complejos de codificación, como el cifrado Vigenère. Como todos los cifrados de sustitución alfabética simple, el cifrado César se descifra con facilidad y en la práctica no ofrece mucha seguridad a la comunicación. A continuación se muestra un ejemplo, La transformación se puede representar alineando dos alfabetos; el alfabeto cifrado es un alfabeto normal que está desplazado un número de

posiciones hacia la izquierda o derecha. Por ejemplo, para codificar el alfabeto, usando un desplazamiento hacia la derecha de tres espacios:

Texto original: abcdefghijklmñopqrstuvwxyz

Texto codificado: DEFGHIJKLMNOPQRSTUVWXYZABC

La codificación también se puede representar usando aritmética modular, transformando las letras en números, de acuerdo al esquema $A = 0, B = 1, \dots, Z = 27$. La codificación de la letra x con un desplazamiento n puede ser descrita matemáticamente como:

$$E_n(x) = x + n$$

La decodificación se hace de manera similar:

$$D_n(x) = x - n$$

El cifrado César se puede apreciar en algunos juguetes modernos como los anillos decodificadores. En el algoritmo ROT13, usa el cifrado César con un desplazamiento de 13, un método simple para ofuscar el texto que se usa en algunos foros de Internet para ocultar texto (como la línea final de un chiste o partes de una historia que no se quieren revelar), pero no se usa como método de codificación. El cifrado Vigenère usa el cifrado César con un desplazamiento diferente en cada posición del texto, el valor del desplazamiento se define usando una palabra clave repetitiva. Si la palabra clave fuera, escogida al azar y tan larga como el mensaje (para que no se repita), el sistema resultante sería, en teoría, indescifrable. El descifrado puede hacerse fácilmente. Se pueden considerar dos situaciones: 1) un atacante conoce (o adivina) que se puede utilizar alguna forma simple de sustitución de letras, pero no sabe que se usa el cifrado Cesar, y 2) un atacante sabe que se ha utilizado el cifrado César, pero no conoce el valor del desplazamiento. En el primer caso, se puede descifrar usando las mismas técnicas que para cualquier otro cifrado simple de sustitución. Mientras lo soluciona, es probable que el atacante note rápidamente la regularidad en la solución y deducirá que se ha utilizado el cifrado Cesar.

En el segundo caso, es aún más sencillo descifrar el mensaje. Como existen sólo un determinado número de valores de desplazamiento, 27 en español, se puede probar cada uno en un ataque de fuerza bruta. Una forma de hacer esto es utilizar una tabla y en cada renglón escribir el texto con un desplazamiento diferente. Otra forma de descifrarlo es comparando las distribuciones de frecuencias de las letras. Graficando las frecuencias de las letras en el texto cifrado y conociendo la distribución de letras en el idioma original del mensaje original, una persona puede fácilmente determinar el valor de desplazamiento. Esto se conoce como análisis de frecuencia. Por ejemplo, en español, las frecuencias de las letras E y A (las más frecuentes) y las de K y W (las menos frecuentes) son particularmente distinguibles. La mayoría de las veces sólo se encontrará un mensaje descifrado, sin embargo, cuando el mensaje es muy corto pueden aparecer varias palabras descifradas. Por ejemplo "ezaz" puede ser descifrado como "topo" o "jefe"; de manera similar "xzyz" puede ser descifrado como "cede" o "mono". Repetir el proceso de cifrado varias veces no mejora la seguridad. Esto se debe a que usar dos desplazamientos, por ejemplo el desplazamiento A y el desplazamiento B, sería equivalente a usar un desplazamiento de $A + B$.

Cifrado de Vigenere: El cifrado de Vigenère (1586), es una generalización del cifrado César, con la particularidad de que la clave toma sucesivamente diferentes valores:

Mensaje: P A R I S V A U T B I E N U N E M E S S E

Clave: L O U P L O U P L O U P L O U P L O U P L

Criptograma: A O L X D J U J E P C T Y I H T X S M H P

En términos matemáticos puede expresarse como:

$$Y_i = X_i + Z_i \pmod{26}$$

Con $Z_i = L, O, U, P$, alternativamente, siendo el 26 el número de letras del alfabeto. Se observa que a una misma letra en el texto claro le pueden corresponder diferentes letras en el texto cifrado. Aunque el cifrado de Vigenère fue considerado seguro durante siglos, el método Kasiski (1863) consiguió romperlo.

Sobre la criptografía moderna, existen dos grandes grupos de cifras, los algoritmos que utilizan una única clave tanto en el proceso de cifrado como en el de descifrado y los que utilizan una clave para cifrar mensajes y una clave distinta para descifrarlos. Los primeros se denominan cifras simétricas o de clave simétrica y son la base de los algoritmos de cifrado clásico. Los segundos se denominan cifras asimétricas, de clave asimétrica o de clave pública y clave privada y forman el núcleo de las técnicas de cifrado modernas.

A continuación se hablara de forma breve de cada una de ellas:

Criptografía simétrica: Método criptográfico que usa una misma clave para cifrar y para descifrar mensajes. Las dos partes que se comunican han de ponerse de acuerdo de antemano sobre la clave a usar. Una vez ambas tienen acceso a esta clave, el remitente cifra un mensaje usándola, lo envía al destinatario, y éste lo descifra con la misma. Un buen sistema de cifrado pone toda la seguridad en la clave y ninguna en el algoritmo. En otras palabras, no debería ser de ninguna ayuda para un atacante conocer el algoritmo que se está usando. Sólo si el atacante obtuviera la clave, le serviría conocer el algoritmo. Dado que toda la seguridad está en la clave, es importante que sea muy difícil adivinar el tipo de clave. Esto quiere decir que el abanico de claves posibles, o sea, el espacio de posibilidades de claves, debe ser amplio. Hoy por hoy, los ordenadores pueden adivinar claves con extrema rapidez, y ésta es la razón por la cual el tamaño de la clave es importante en los criptosistemas modernos. El algoritmo de cifrado DES usa una clave de 56 bits, lo que significa que hay 2 elevado a 56 claves posibles. 2 elevado a 56 son 72.057.594.037.927.936 claves. Esto representa un número muy alto de claves, pero una computadora de uso general puede comprobar todo el espacio posible de claves en cuestión de días. Una máquina especializada lo puede hacer en horas. Por otra parte, algoritmos de cifrado de diseño más reciente como 3DES, Blowfish e IDEA usan todas claves de 128 bits, lo que significa que existen 2 elevado a 128 claves posibles. Esto representa muchísimas más claves, y aun en el caso de que todas las máquinas del planeta estuvieran cooperando, todavía tardarían más tiempo que la misma edad del universo en encontrar la clave. Como ejemplo de sistema simétrico está Enigma. Éste fue un sistema empleado por Alemania durante la Segunda Guerra Mundial, en el que las claves se distribuían a diario en forma de libros de códigos. Cada día, un operador de radio, receptor o transmisor, consultaba su copia del libro de códigos para encontrar la clave del día. Todo el tráfico enviado por ondas de radio durante aquel día era cifrado y descifrado usando las claves del día. Inglaterra usó máquinas para adivinar las claves durante aquella guerra y aunque el citado sistema alemán Enigma estaba provisto de un amplio abanico de claves, los ingleses diseñaron máquinas de cómputo especializado, los Bombes, para probar las claves de un modo mecánico hasta que la clave del día era encontrada. Esto significaba que algunas veces encontraban la clave del día unas pocas horas después de que ésta fuera puesta en uso, pero también que otros días no podían encontrar la clave correcta. Los Bombes no fueron máquinas de cómputo general, sino los precursores de las computadoras (ordenadores) de hoy en día. Algunos ejemplos actuales de algoritmos simétricos son DES,

3DES, Blowfish e IDEA. Sus inconvenientes son, que el principal problema con los sistemas de cifrado simétrico no está ligado a su seguridad, sino al intercambio de claves. Una vez que el remitente y el destinatario hayan intercambiado las claves pueden usarlas para comunicarse con seguridad, pero, ¿qué canal de comunicación que sea seguro han usado para transmitirse la clave entre sí, Sería mucho más fácil para un atacante intentar interceptar una clave que probar las posibles combinaciones del espacio de claves. Otro problema es el número de claves que se necesitan. Si tenemos un número n de personas que necesitan comunicarse entre ellos, entonces se necesitan $n(n-1)/2$ claves para cada pareja de personas que tengan que comunicarse de modo privado. Esto puede funcionar con un grupo reducido de personas, pero sería imposible llevarlo a cabo con grupos más grandes. Para solucionar este problema existen la criptografía asimétrica y la criptografía híbrida.

Criptografía asimétrica: Método criptográfico que usa un par de claves para el envío de mensajes. Las dos claves pertenecen a la persona que ha enviado el mensaje. Una clave es pública y se puede entregar a cualquier persona. La otra clave es privada y el propietario debe guardarla de modo que nadie tenga acceso a ella. El remitente usa la clave pública del destinatario para cifrar el mensaje, y una vez cifrado, sólo la clave privada del destinatario podrá descifrar este mensaje. Los sistemas de cifrado de clave pública o sistemas de cifrado asimétricos se inventaron con el fin de evitar por completo el problema del intercambio de claves de los sistemas de cifrado simétricos. Con las claves públicas no es necesario que el remitente y el destinatario se pongan de acuerdo en la clave a emplear. Todo lo que se requiere es que, antes de iniciar la comunicación secreta, el remitente consiga una copia de la clave pública del destinatario. Es más, esa misma clave pública puede ser usada por cualquiera que desee comunicarse con su propietario. Por lo tanto, se necesitarán sólo n pares de claves por cada n personas que deseen comunicarse entre sí. Los sistemas de cifrado de clave pública se basan en funciones-trampa de un sólo sentido que aprovechan propiedades particulares, por ejemplo de los números primos. Una función de un sólo sentido es aquella cuya computación es fácil, mientras que su inversión resulta extremadamente difícil. Por ejemplo, es fácil multiplicar dos números primos juntos para obtener uno compuesto, pero es difícil factorizar uno compuesto en sus componentes primos. Una función-trampa de un sentido es algo parecido, pero tiene una "trampa". Esto quiere decir que si se conociera alguna pieza de la información, sería fácil computar el inverso. Por ejemplo, si tenemos un número compuesto por dos factores primarios y conocemos uno de los factores, es fácil computar el segundo. Dado un cifrado de clave pública basado en factorización de números primos, la clave pública contiene un número compuesto de dos factores primos grandes, y el algoritmo de cifrado usa ese compuesto para cifrar el mensaje. El algoritmo para descifrar el mensaje requiere el conocimiento de los factores primos, para que el descifrado sea fácil si poseemos la clave privada que contiene uno de los factores, pero extremadamente difícil en caso contrario. Como con los sistemas de cifrado simétricos buenos, con un buen sistema de cifrado de clave pública toda la seguridad descansa en la clave y no en el algoritmo. Por lo tanto el tamaño de la clave es una medida de la seguridad del sistema, pero no se puede comparar el tamaño del cifrado simétrico con el del cifrado de clave pública para medir la seguridad. En un ataque de fuerza bruta sobre un cifrado simétrico con una clave de un tamaño de 80 bits, el atacante debe probar hasta $2^{80}-1$ claves para encontrar la clave correcta. En un ataque de fuerza bruta sobre un cifrado de clave pública con un clave de un tamaño de 512 bits, el atacante debe factorizar un número compuesto codificado en 512 bits (hasta 155 dígitos decimales).

La cantidad de trabajo para el atacante será diferente dependiendo del cifrado que esté atacando. Mientras 128 bits son suficientes para cifrados simétricos, dada la tecnología de factorización de hoy en día, se recomienda el uso de claves públicas de 1024 bits para la mayoría de los casos. La mayor ventaja de la criptografía asimétrica es que se puede cifrar con una clave y descifrar con la otra, pero este sistema tiene bastantes desventajas, para una misma longitud de clave y mensaje se necesita mayor tiempo de proceso, las claves deben ser de mayor tamaño que las simétricas, el mensaje cifrado ocupa mas espacio que el original, el sistema de criptografía de curva elíptica representa una alternativa menos costosa para este tipo de problemas. Herramientas como PGP, SSH o la capa de seguridad SSL para la jerarquía de protocolos TCP/IP utilizan un híbrido formado por la criptografía asimétrica para intercambiar claves de criptografía simétrica, y la criptografía simétrica para la transmisión de la información. Algunos algoritmos reconocidos son: Diffie-Hellman, RSA, DSA, ElGamal, Criptografía de curva elíptica, otros con peor aceptación: Merkle-Hellman, algoritmos Knapsack. Algunos protocolos que usan los algoritmos antes citados son: DSS (Digital Signature Standard) con el algoritmo DSA (Digital Signature Algorithm), PGP, GPG una implementación de OpenPGP, SSH, SSL, ahora un estándar del IETF, TLS.

Criptografía de curva elíptica: La Criptografía de Curva Elíptica (CCE) es una variante de la criptografía asimétrica o de clave pública basada en las matemáticas de las curvas elípticas. Sus autores argumentan que la CCE puede ser más rápida y usar claves más cortas que los métodos antiguos como RSA, al tiempo que proporcionan un nivel de seguridad equivalente. La utilización de curvas elípticas en criptografía fue propuesta de forma independiente por Neal Koblitz y Victor Miller en 1985. La criptografía asimétrica o de clave pública utiliza dos claves distintas, una de ellas puede ser pública, la otra es privada. La posesión de la clave pública no proporciona suficiente información para determinar cuál es la clave privada. Existen varias versiones de criptografía de curva elíptica con pequeñas variaciones, todas ellas basadas en la creencia ampliamente extendida de la dificultad de resolver el problema de un logaritmo discreto para el grupo de una curva elíptica sobre algunos grupos finitos. Los métodos utilizados en la práctica para cifrar mensajes basándose en este valor secreto consisten en adaptaciones de antiguos criptosistemas de logaritmos discretos originalmente diseñados para ser usados en otros grupos. Entre ellos se podrían incluir Diffie-Hellman, ElGamal y DSA. La realización de las operaciones necesarias para ejecutar éste sistema es más lenta que para un sistema de factorización o de logaritmo discreto módulo entero del mismo tamaño. De todas maneras, los autores de sistemas de CCE creen que el PLDCE es significativamente mas complicado que los problemas de factorización o del PLD, y así se puede obtener la misma seguridad mediante longitudes de clave mucho mas cortas utilizando CCE, hasta el punto de que puede resultar más rápido que, por ejemplo, RSA. Los resultados publicados hasta la fecha tienden a confirmar esto, aunque algunos expertos se mantienen escépticos. La CCE ha sido ampliamente reconocida como el algoritmo más fuerte para una determinada longitud de clave, por lo que podría resultar útil sobre enlaces que tengan requisitos muy limitados de ancho de banda. NIST (Instituto Nacional Americano de Estándares y Tecnología) y ANSI X9 han establecido unos requisitos mínimos de tamaño de clave de 1024 bits para RSA y DSA y de 160 bits para ECC, correspondientes a un bloque simétrico de clave de 80 bits. NIST ha publicado una lista de curvas elípticas recomendadas de 5 tamaños distintos de

claves (80, 112, 128, 192, 256). En general, la CCE sobre un grupo binario requiere una clave asimétrica del doble de tamaño que el correspondiente a una clave simétrica.

Criptografía híbrida: Método criptográfico que usa tanto un cifrado simétrico como uno asimétrico. Emplea el cifrado de clave pública para compartir una clave para el cifrado simétrico. El mensaje que se esté enviando en el momento, se cifra usando la clave y enviándolo al destinatario. Ya que compartir una clave simétrica no es seguro, la clave usada es diferente para cada sesión. Un ejemplo sería que, tanto PGP como GnuPG usan sistemas de cifrado híbridos. La clave de sesión es cifrada con la clave pública, y el mensaje saliente es cifrado con la clave simétrica, todo combinado automáticamente en un sólo paquete. El destinatario usa su clave privada para descifrar la clave de sesión y acto seguido usa la clave de sesión para descifrar el mensaje. Un sistema de cifrado híbrido no es más fuerte que el de cifrado asimétrico o el de cifrado simétrico de los que hace uso, independientemente de cuál sea más débil. En PGP y GnuPG el sistema de clave pública es probablemente la parte más débil de la combinación. Sin embargo, si un atacante pudiera descifrar una clave de sesión, sólo sería útil para poder leer un mensaje, el cifrado con esa clave de sesión. El atacante tendría que volver a empezar y descifrar otra clave de sesión para poder leer cualquier otro mensaje.

Cifrado por bloques: En Criptografía, una unidad de cifrado por bloques (block cipher en inglés) es una unidad de cifrado de clave simétrica que opera en grupos de bits de longitud fija, llamados bloques, aplicándoles una transformación invariante. Cuando realiza cifrado, una unidad de cifrado por bloques toma un bloque de texto en claro como entrada y produce un bloque de igual tamaño de texto cifrado. La transformación exacta es controlada utilizando una segunda entrada, la clave secreta. El descifrado es similar, se ingresan bloques de texto cifrado y se producen bloques de texto en claro.

Para cifrar mensajes más largos que el tamaño del bloque, se utiliza un modo de operación. Las unidades de cifrado por bloques se diferencian de las unidades de flujo de cifrado en que un flujo de cifrado trabaja sobre dígitos individuales, uno después del otro, y la transformación varía durante el proceso de cifrado. La diferencia entre los dos tipos de unidades es algo difusa, dado que una unidad de cifrado por bloques puede ser operada en un modo que permite utilizarla como una unidad de flujo de cifrado, donde en lugar de dígitos se opera con bloques. El Data Encryption Standard (DES), fue un diseño de unidad de cifrado por bloques de gran influencia. Fue desarrollado y publicado por IBM y publicado como estándar en 1977. El Advanced Encryption Standard (AES) es un sucesor de DES, adoptado en 2001. Existen diferentes modos de operación que garantizan diversos grados de confidencialidad e integridad en los datos manejados:

Electronic codebook (ECB): El más sencillo de los modos de uso es el modo electronic codebook, en el cual los mensajes se dividen en bloques y cada uno de ellos es cifrado por separado. La desventaja de este método es que a bloques de texto en claro idénticos les corresponde bloques idénticos de texto cifrado, de manera que se pueden reconocer estos patrones como guía para descubrir el texto en claro a partir del texto cifrado. De allí que no sea recomendado para su uso en protocolos cifrados.

Cipher-block chaining (CBC): A cada bloque de texto en claro se le aplica la operación XOR con el bloque cifrado anterior antes de ser cifrado. De esta forma, cada bloque de texto cifrado depende de todo el texto en claro procesado hasta este punto.

Cipher feedback (CFB) y output feedback (OFB): Los modos cipher feedback (CFB) y output feedback (OFB) hacen que el cifrado en bloque opere como una unidad de flujo de cifrado, se generan bloques de flujo de claves, que son operados con XOR y el texto en claro para obtener el texto cifrado. Al igual que con otras unidades de flujo de cifrado, al intercambiar un bit en el texto cifrado produce texto cifrado con un bit intercambiado en el texto en claro en la misma ubicación.

Counter (CTR): Al igual que output feedback (OFB), el modo contador convierte una unidad de cifrado por bloques en una unidad de flujo de cifrado. Genera el siguiente bloque en el flujo de claves cifrando valores sucesivos de un contador. El contador puede ser cualquier función sencilla que produzca una secuencia de números donde los resultados se repiten con muy baja frecuencia, si bien la operación más usada es un contador, el modo CTR tiene características similares al OFB, pero permite también el uso de una propiedad de acceso aleatorio para el descifrado.

Ahora se hablara de forma breve de dos tipos de Algoritmos simétricos y asimétricos considerados de importancia:

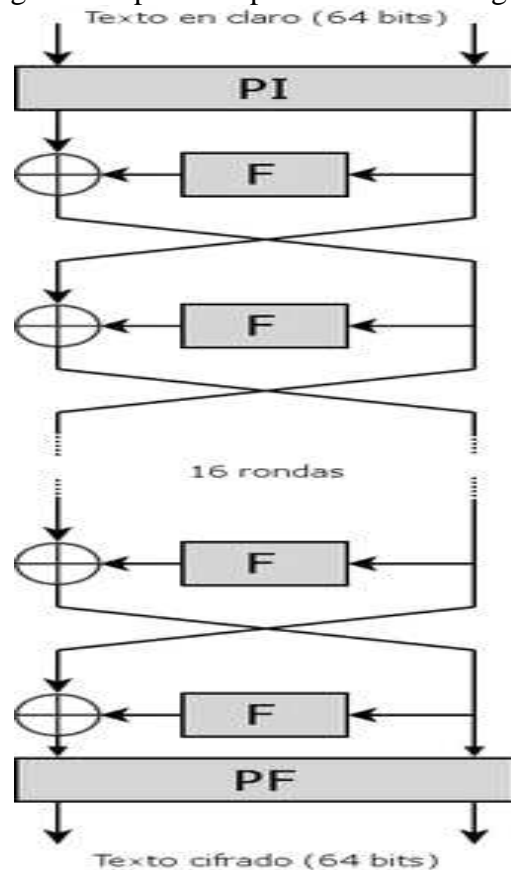
Algoritmos simétricos:

DES: Data Encryption Standard (DES) es un algoritmo de cifrado, es decir, un método para cifrar información. El algoritmo fue controvertido al principio, con algunos elementos de diseño clasificados, una longitud de clave relativamente corta, y las continuas sospechas sobre la existencia de alguna puerta trasera para la National Security Agency (NSA). Posteriormente DES fue sometido a un intenso análisis académico y motivó el concepto moderno del cifrado por bloques y su criptoanálisis. Hoy en día, DES se considera inseguro para muchas aplicaciones. Esto se debe principalmente a que el tamaño de clave de 56 bits es corto; las claves de DES se han roto en menos de 24 horas. Existen también resultados analíticos que demuestran debilidades teóricas en su cifrado, aunque son inevitables en la práctica. Se cree que el algoritmo es seguro en la práctica en su variante de Triple DES, aunque existan ataques teóricos. Desde hace algunos años, el algoritmo ha sido sustituido por el nuevo AES (Advanced Encryption Standard). En algunas ocasiones, DES es denominado también DEA (Data Encryption Algorithm). Muchos de los anteriores usuarios de DES ahora utilizan Triple DES (3DES) que consiste en la aplicación de DES tres veces consecutivas con diferentes claves en cada una, 3DES ha sido ampliamente reconocido como seguro por ahora, aunque es bastante lento. Una alternativa mas económica es DES-X, que incrementa el tamaño de clave haciendo un XOR lógico sobre los elementos extra de la clave antes y después de DES. GDES fue una variante de DES propuesta para acelerar el proceso de cifrado, pero se demostró que era susceptible de ser sometido al criptoanálisis diferencial. En 2001, tras un concurso internacional, el NIST (Instituto Nacional Americano de Estándares y Tecnología), escogió un nuevo algoritmo, el AES (Advanced Encryption Standard), para reemplazar a DES. El algoritmo elegido para ser el AES fue propuesto por sus diseñadores bajo el nombre de Rijndael. Otros finalistas en la competición AES del NIST fueron RC6, Serpent, MARS, y Twofish.

En general, no hay ningún algoritmo que se adapte perfectamente a todos los usos. Un algoritmo para uso en maquinas de uso general (por ejemplo, SSH, o algunos tipos de cifrado de correo electrónico), no siempre funciona bien en sistemas empotrados o tarjetas inteligentes, y viceversa. De forma breve se puede decir que DES es el algoritmo prototipo

del cifrado de bloque, un algoritmo que toma un texto en claro de una longitud fija de bits y lo transforma mediante una serie de complicadas operaciones en otro texto cifrado de la misma longitud. En el caso de DES el tamaño del bloque es de 64 bits. DES utiliza también una clave criptográfica para modificar la transformación, de modo que el descifrado sólo puede ser realizado por aquellos que conozcan la clave concreta utilizada en el cifrado. La clave mide 64 bits, aunque en realidad, sólo 56 de ellos son empleados por el algoritmo. Los ocho bits restantes se utilizan únicamente para comprobar la paridad, y después son descartados. Por tanto, la longitud de clave efectiva en DES es de 56 bits, y así es como se suele especificar. Al igual que otros cifrados de bloque, DES debe ser utilizado en el modo de operación de cifrado de bloque si se aplica a un mensaje mayor de 64 bits.

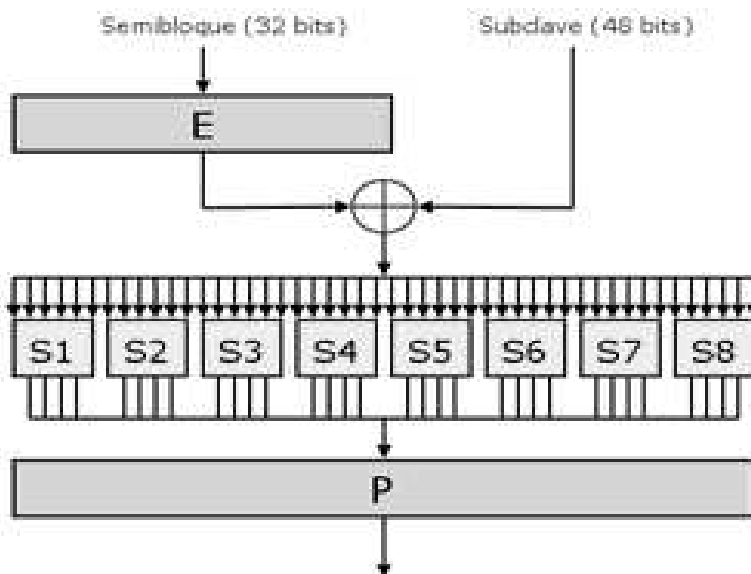
La estructura básica del algoritmo aparece representada en la Figura siguiente:



En la Figura anterior se observa, que hay 16 fases idénticas de proceso, denominadas rondas. También hay una permutación inicial y final denominada PI y PF, que son funciones inversas entre sí (PI deshace la acción de PF, y viceversa). PI y PF no son criptográficamente significativas, pero se incluyeron presuntamente para facilitar la carga y descarga de bloques sobre el hardware de mediados de los 70. Antes de las rondas, el bloque es dividido en dos mitades de 32 bits y procesadas alternativamente. Este entrecruzamiento se conoce como esquema Feistel ó función Feistel, representada en la figura anterior como F. La estructura de Feistel asegura que el cifrado y el descifrado sean procesos muy similares, la única diferencia es que las subclaves se aplican en orden inverso cuando desciframos. El resto del algoritmo es idéntico. Esto simplifica enormemente la implementación, en especial sobre hardware, al no haber necesidad de algoritmos distintos

para el cifrado y el descifrado. El círculo con cruz en la figura anterior, representa la operación OR exclusivo (XOR). La función de Feistel (F), mezcla la mitad del bloque con parte de la clave. La salida de la función F se combina entonces con la otra mitad del bloque, y los bloques son intercambiados antes de la siguiente ronda. Tras la última ronda, las mitades no se intercambian; ésta es una característica de la estructura de Feistel que hace que el cifrado y el descifrado sean procesos parecidos.

La función de Feistel (F), representada en la Figura siguiente, opera sobre medio bloque (32 bits) cada vez y consta de cuatro pasos:



Los pasos de la función de Feistel (F), son los siguientes:

- 1.- Expansión: la mitad del bloque de 32 bits se expande a 48 bits mediante la permutación de expansión, denominada E en la figura anterior, duplicando algunos de los bits.
- 2.- Mezcla: el resultado se combina con una subclave utilizando una operación XOR. Dieciséis subclaves (una para cada ronda) se derivan de la clave inicial mediante la generación de subclaves.
- 3.- Sustitución: tras mezclarlo con la subclave, el bloque es dividido en ocho trozos de 6 bits antes de ser procesados por las S-cajas, o cajas de sustitución. Cada una de las ocho S-cajas reemplaza sus seis bits de entrada con cuatro bits de salida, de acuerdo con una transformación no lineal, especificada por una tabla de búsqueda. Las S-cajas constituyen el núcleo de la seguridad de DES sin ellas, el cifrado sería lineal, y fácil de romper.
- 4.- Permutación: finalmente, las 32 salidas de las S-cajas se reordenan de acuerdo a una permutación fija; la P-caja.

Alternando la sustitución de las S-cajas, y la permutación de bits de la P-caja y la expansión-E proporcionan las llamadas confusión y difusión respectivamente, un concepto identificado por Claude Shannon, como una condición necesaria para un cifrado seguro pero práctico.

Para la generación de claves en DES, en forma breve, Primero, se seleccionan 56 bits de la clave de los 64 iniciales mediante la Elección Permutada 1 (EP-1), los ocho bits restantes pueden descartarse o utilizarse como bits de comprobación de paridad. Los 56 bits se dividen entonces en dos mitades de 28 bits; a continuación cada mitad se trata independientemente. En rondas sucesivas, ambas mitades se desplazan hacia la izquierda

uno o dos bits (dependiendo de cada ronda), y entonces se seleccionan 48 bits de subclave mediante la Elección Permutada 2 (EP-2) 24 bits de la mitad izquierda y 24 de la derecha. La generación de claves para descifrado es similar, debe generar las claves en orden inverso. Por tanto los desplazamientos se hacen hacia la derecha, en lugar de hacia la izquierda. Por ultimo, aunque se ha publicado más información sobre el criptoanálisis de DES que de ningún otro cifrado de bloque, el ataque más práctico a día de hoy sigue siendo por fuerza bruta (Probando una por una cada posible clave).

IDEA: En criptografía el Algoritmo Internacional de Encriptamiento de Datos (IDEA) es un cifrado de bloque diseñado por Xuejia Lai y James L. Massey de ETH-Zurich y descrito por primera vez en 1991. IDEA fue una revisión menor a PES (Estándar de Encriptamiento Propuesto), un algoritmo de cifrado anterior. Originalmente IDEA fue llamado IPES, (PES Mejorado). IDEA fue utilizado como el cifrador simétrico en las primeras versiones de PGP.

IDEA opera con bloques de 64 bits usando una clave de 128 bits y consiste en ocho transformaciones (8 rondas), idénticas y una transformación de salida (media ronda). El proceso para encriptar y desencriptar es similar. IDEA utiliza tres operaciones en su proceso con las cuales logra la confusión y difusión, haciendo uso de operaciones elementales que son:

- 1.- XOR.
- 2.- Suma módulo 2^{16} .
- 3.- Producto módulo $2^{16} + 1$.

Los diseñadores analizaron IDEA para medir su fortaleza frente al criptoanálisis diferencial y concluyeron que lo es bajo ciertos supuestos. No se han reportado debilidades frente a criptoanálisis lineal o algebraico. Se han encontrado algunas claves débiles las cuales en la práctica son poco usadas siendo necesario evitarlas explícitamente.

Algoritmos asimétricos:

RSA: El sistema criptográfico con clave pública RSA recibe su nombre por la inicial del apellido de sus inventores: Ronald Rivest, Adi Shamir y Leonard Adleman. Todo usuario de dicho sistema hace pública una clave de cifrado y oculta una clave de descifrado. Una llave es un número de gran tamaño, que una persona puede conceptualizar como un mensaje digital, como un archivo binario o como una cadena de bits o bytes. Cuando se envía un mensaje, el emisor busca la clave pública de cifrado del receptor y una vez que dicho mensaje llega al receptor, éste se ocupa de descifrarlo usando su clave oculta. Los mensajes enviados usando el algoritmo RSA se representan mediante números y el funcionamiento se basa en el producto de dos números primos grandes (de 100 cifras o más) elegidos al azar para conformar la clave de descifrado. La seguridad de este algoritmo radica en que no hay maneras rápidas de factorizar un número grande en sus factores primos utilizando computadoras tradicionales. La computación cuántica podría proveer una solución a este problema de factorización.

La Generación de claves en RSA: para calcular sus claves se siguen los siguientes pasos:

- 1.- Encontrar dos números primos grandes (de 100 cifras o más), p y q.
- 2.- Definir n (conocido como módulo) como: $n = pq$
- 3.- Definir z como: $z = (p-1)(q-1)$

4.- Encontrar un número primo aleatorio e menor que el módulo n y tal que e y z sean primos entre sí.

5.- Determinar un valor d tal que se cumpla que $(ed - 1)$ es divisible entre z (d existe y es único).

6.- El cifrado del mensaje M se obtendrá según la siguiente operación:

$$C = M^e \pmod{n}$$

Y el descifrado mediante la siguiente:

$$M = C^d \pmod{n}$$

Por tanto, la clave pública estará constituida por el par (n, e) , mientras que la clave privada la constituirán (n, d) .

DSA: (Digital Signature Algorithm, en español Algoritmo de Firma digital) fue propuesto por el Instituto Nacional Americano de Estándares y Tecnología (NIST) para firmas digitales. DSA se hizo público el 30 de agosto de 1991.

Una desventaja de este algoritmo es que requiere mucho más tiempo de cómputo que RSA. El DSA, es definido en el Digital Signature Standard (DSS), el cual fue propuesto por el (NIST). Este algoritmo se basa en la función exponencial discreta en un campo de elementos finito, la cual tiene la característica de ser difícilmente reversible (logaritmo discreto).

El DSA es un algoritmo asimétrico que únicamente se puede utilizar con firma digital. Utiliza más parámetros que el RSA y así se consigue un grado mayor de seguridad. Los parámetros son:

- K_G claves públicas de grupo. Son comunes y públicas para un grupo de usuarios.
- K_U clave pública. Se genera una por usuario a partir de las K_G y es pública
- K_P clave privada. Es privada de cada usuario, se genera a partir de las anteriores.
- k número aleatorio. Se genera uno para cada firma.
- s y r . Son dos palabras de 160 bits que forman la firma de un texto.

El número k permite que el mismo texto del mismo usuario no genere siempre la misma firma. Cabe mencionar que el llamado Elliptic Curve Digital Signature Algorithm. (ECDSA), Es una modificación del algoritmo DSA que emplea operaciones sobre puntos de curvas elípticas en lugar de las exponenciaciones que usa DSA (problema del logaritmo discreto). La principal ventaja de este esquema es que requiere números de tamaños menores para brindar la misma seguridad que DSA o RSA.

Cabe mencionar que en los algoritmos anteriores se ha hablado que son utilizados comúnmente para crear una firma digital, pues una firma digital, es un número natural, de más o menos 300 dígitos si se usa el sistema RSA, que tiene las mismas propiedades que la firma convencional. Es decir es posible asociar un número único a cada persona o entidad, existe un método de firma y un método de verificación de la firma. Esta firma digital resuelve satisfactoriamente el problema de autenticación y no rechazo. La firma digital tiene aplicaciones en E-mail, Contratos electrónicos, Procesos de aplicaciones electrónicos, formas de procesamiento automatizado, transferencia en sistemas electrónicos, en aplicaciones de negocios. También se debe mencionar que junto con la firma digital, se envía un código computado por las llamadas funciones Hash. Una Función Hash (función de comprobación aleatoria), Se puede definir, como aquella que reduce el mensaje a un conjunto de datos, denominado resumen, de longitud mucho menor que el mensaje, usualmente 128 ó 254 bits y que viaja junto con el mensaje original. A las funciones hash,

se les conoce como algoritmos hash, uno muy conocido es el llamado SHA1 (secure hash algorithm 1), que toma un mensaje de menos de 264 bits de longitud y produce una huella digital de 160 bits. Fue desarrollado por la Agencia de Seguridad Norteamericana y se considera un sistema seguro y sin fisuras. También la firma digital se relaciona con el llamado Certificado Digital, el cual es un archivo que contiene, primero los datos del propietario, después su clave pública y la firma digital de una autoridad competente. Cuando una persona solicita un certificado digital, se generan su par de claves, la pública y la privada. La clave pública viene en el certificado digital explícitamente. La clave privada queda en custodia del propietario del certificado. El tercer elemento importante que tiene el certificado digital es la firma digital de una autoridad certificadora, quien esta como aval de que los datos corresponden al propietario. El certificado digital queda muy parecido entonces a un documento oficial de identificación, para poder obtener un certificado digital es necesario tener un software que genere estos certificados y que nos proporcione ya en formato X.509, para ser compatible. El formato X.509 es un formato (estándar) que se ha extendido casi para todas las aplicaciones, Este formato contiene los datos del poseedor del certificado, la clave pública del propietario, y la firma de una autoridad certificadora. La mejor propiedad del formato X.509 es que contiene el mínimo necesario de información para poder realizar muchas transacciones, principalmente comerciales y financieras. Sin embargo para otras aplicaciones puede ser un poco robusto.

Por ultimo para finalizar este subtema, los diferentes tipos de algoritmos (DES, IDEA, RSA, DSA), anteriormente mencionados se aplican en los llamados protocolos, a continuación se mencionaran de forma breve algunos protocolos comúnmente usados, como son:

TLS: (Transport Layer Security, Capa de Transporte Segura) es una versión estandarizada por el IETF, (Internet Engineering Task Force, Grupo de Trabajo en Ingeniería de Internet, es una organización internacional abierta de normalización), del protocolo SSL que pretende abarcar toda la capa de transporte de la pila OSI (open systems interconnection, interconexión de sistemas abiertos).

SSL: (Secure Sockets Layer) es un protocolo diseñado por la empresa Netscape Communications, que permite cifrar la conexión, incluso garantiza la autenticación. Se basa en la criptografía asimétrica y en el concepto de los certificados. La versión estandarizada por el IETF se conoce como TLS. Su mayor ventaja es que funciona entre la capa TCP y la capa de aplicación. El protocolo SSL intercambia registros; opcionalmente, cada registro puede ser comprimido, encriptado y empaquetado con un código de autenticación del mensaje. SSL proporciona autenticación y privacidad de la información entre extremos sobre Internet mediante el uso de criptografía. Habitualmente, solo el servidor es autenticado (es decir, se garantiza su identidad) mientras que el cliente se mantiene sin autenticar. Los algoritmos usados en la autenticación son RSA, o DSA.

SSH: (Secure Shell) es el nombre de un protocolo y del programa que lo implementa. Este protocolo sirve para acceder a máquinas remotas a través de una red, de forma similar a como se hace con telnet (es el nombre de un protocolo y del programa informático que implementa el cliente, que sirve para acceder mediante una red a otra máquina). La diferencia principal es que SSH usa técnicas de cifrado que hacen que la información que viaja por el medio de comunicación vaya de manera no legible y ninguna tercera persona pueda descubrir el usuario y contraseña de la conexión ni lo que se escribe durante toda la sesión; aunque es posible atacar este tipo de sistemas por medio de ataques de REPLAY (Un ataque de REPLAY es una forma de ataque de red, en el cual una transmisión de datos válida es maliciosa) y manipular así la información entre destinos. Al igual que telnet, sólo permite conexiones tipo terminal de texto, aunque puede redirigir el tráfico, para poder ejecutar programas gráficos si tenemos un Servidor X arrancado. Además de la conexión a otras máquinas, SSH nos permite copiar datos de forma segura, gestionar claves RSA para no escribir claves al conectar a las máquinas y pasar los datos de cualquier otra aplicación por un canal seguro de SSH (esto sólo si tenemos acceso como administrador a ambas máquinas). La primera versión del protocolo y el programa eran libres y fue creado por un sueco llamado Tatu Ylönen, pero su licencia fue cambiando y terminó apareciendo la compañía SSH Communications Security, que lo ofrecía gratuitamente para uso doméstico y académico, pero exigía el pago a otras empresas. En el año 1997 (dos años después de que se creara la primera versión) se propuso como borrador en la IETF (internet Engineering task Force). A principios de 1999 se empezó a escribir una versión que se convertiría en la implementación libre por excelencia, la de OpenBSD, llamada OpenSSH.

CONCLUSIONES

A lo largo de la historia, las técnicas y métodos para lograr la comunicación han ido avanzando en paralelo con la creciente capacidad de los pueblos para configurar su mundo físico. En cualquier caso, los medios de comunicación influyen a largo plazo, de forma sutil pero decisiva, sobre los puntos de vista y el criterio de nuestra sociedad actual.

Podemos concluir que la Comunicación es un proceso de transmisión y recepción de ideas, información y mensajes. Que la comunicación actual entre dos personas es el resultado de múltiples métodos de expresión desarrollados durante siglos y que este desarrollo propicio la aparición y evolución de los diversos tipos de técnicas y métodos de comunicación modernas (Comunicaciones digitales), y que por medio de estas se logra el envío de la información deseada de manera segura y eficiente hasta el extremo receptor.

Por ultimo podemos decir que el conocimiento de los diferentes temas de comunicaciones digitales, presentados a lo largo de cada uno de los capítulos de este trabajo, son de gran valor educativo para lograr una comprensión del mundo de las comunicaciones digitales modernas y a un más son de gran importancia para la formación de un Ingeniero Mecánico Electricista.

BIBLIOGRAFIA.

Enrique Herrera Pérez; Comunicaciones 1, señales, modulación y transmisión; Ed. Limusa, 2002.

Enrique Herrera Pérez; Comunicaciones 2, comunicación digital y ruido; Ed. Limusa, 2002.

Louis e. frenzel; Sistemas electrónicos de comunicaciones; Ed. Alfaomega, 2003.

Wayne, Tomasi; Sistemas de comunicaciones Electrónicos; Ed. Pearson, 2003.

José Manuel Hidobro Moya; Manual de Telecomunicaciones; Ed. Alfaomega, 2004.

Schwartz Mischa; Transmisión de Información, Modulación y Ruido; Ed. Mc. Graw Hill, 1983.

Lathi B. P. ; Sistemas de Comunicaciones, 1ª edición; Ed. Interamericana, 1986.

Miller Michael J. ; Digital Transmission Systems and Networks; Ed. Computer Science Press 1987.

Márquez Ramírez Rafael Antonio; Tesis: propuesta para la implementación de un convertidor de códigos de línea; México UNAM: El autor, 1997.

Roden Martin S. ; Digital Communication System Design; Ed. Prentice Hall Inc. 1988.

Stremmler Ferrel G. ; Sistemas de Comunicaciones, 1ª edición ; Ed. Representaciones y Servicios de Ingeniería, 1985.

Ziemer R. E. Y Tranter W. H. ; Principios de Comunicaciones; Ed. Trillas, 1981.

Abramson Norman; Teoría de la Información y Codificación; Ed. Paraninfo, 1981.

Simon Haykin; Digital Communications; Ed. John Wiley & Sons, 1988.

Couch, León W. ; Sistemas de comunicación digitales y analógicos; Ed. Prentice Hall Hispanoamericana, 1998.