Transmisión de Datos
Introducción

José M. Martínez
Escuela Politécnica Superior
Universidad Autónoma de Madrid, SPAIN

JoseM.Martinez@uam.es
tel:+34.91.497.22.58

2011-2012

Índice

Ejercicio de clase 1: Introducción

- Sistemas de comunicación
- Fuentes de información
- Necesidad de la codificación de fuente y canal

Índice

Sistemas de Comunicación

¿Para qué sirven?

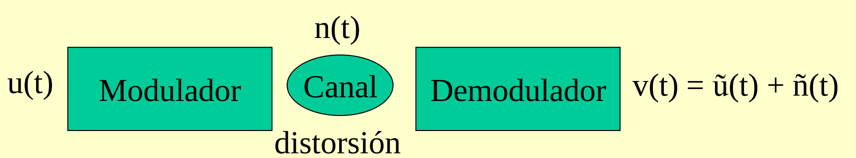
Transmitir información de fuente a destino a través de un canal

- Transmitir información vs. transmitir señales: comunicación
- Canal:
  - Conjunto de equipos, facilidades, y asignaciones en espacio, frecuencia y tiempo organizado para el transporte de una señal desde un punto a otro
  - Recursos limitados: Ancho de banda, tasa binaria, retardo, capacidad de almacenamiento, …
  - Posibilidad de errores: perturbaciones (interferencias, ruido, distorsiones, …), defectos físicos, …

Sistema: conjunto de elementos que hacen posible …

Sistema de (tele)Comunicación: conjunto de elementos que hacen posible la transferencia de información entre (dos) puntos distantes determinados

Sistema de Comunicación Analógico



U(t) se adapta al modulador mediante filtros (limitación B)

Modulador

- Adapta la señal al medio de transmisión/canal
- Aprovecha los recursos (e.g., multiplexación)

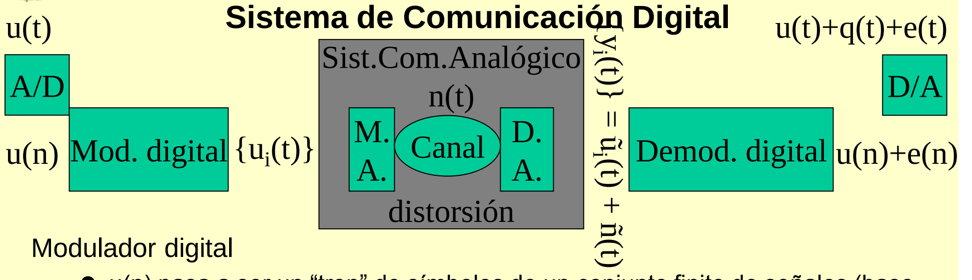
Canal/Sistema

- Añade ruido (siempre)
- Distorsiona la señal
- Nodos intermedios
  - transparentes a nivel de “comunicación” -conmutación- salvo por la adición de perturbaciones

Demodulador

- Recupera la señal intentando reducir n(t)

Sistema de Comunicación Digital



Modulador digital

- u(n) pasa a ser un "tren" de símbolos de un conjunto finito de señales (base de la modulación) $\{u_i(t)\}$

Demodulador digital

- y[n]=ũ[n]=u[n]+e[n] (con probabilidad de error)

Ventajas

- + inmunidad frente al ruido
- + flexibilidad Ancho de Banda/Potencia (B/P)
- + criptografía/codificación-compresión
- + integración de fuentes y servicios

Fuentes de Información

En todo Sistema de Comunicación hay fuentes y destinos de la información comunicada

Fuentes de información

- Radio — Audio
- Televisión — Vídeo, Audio, Datos, …
- Fax — Imagen rasterizada
- Computadora — datos binarios codificados (e.g, ASCII)
- Discos — datos binarios codificados (e.g., mp3)
- Sensores — temperatura, electrocardiograma, …

Destino de información

- Reducción de errores
- Generalmente humanos (casi siempre final)
  - o Calidad (subjetiva) de la información recibida (información perceptual versus información de datos)
  - o Permite "eliminar" información (codificación de fuente con pérdidas)

Fuentes de Información

Fuente analógica

- Sistema analógico: adaptación == limitación B (énfasis)
- Sistema digital: conversión A/D => muestro y cuantificación
  - Muestreo: por encima de la frecuencia de Nyquist (no pérdida de información, reversible)
  - Cuantificación: pérdida de información (niveles de cuantificación)

Fuente digital

- Datos binarios (entrada de moduladores digitales)
- Datos no binarios => “binarizar” => codificar (asignar un código binario)

Índice

- *Sistemas de Comunicación*
  - *Introducción*
  - *Sistema de Comunicación analógico*
  - *Sistema de Comunicación digital*
  - *Fuentes de Información*
- Necesidad de la codificación de fuente y de canal
- Teoría de la Información y límites de la codificación:
  - Introducción
  - Entropía
  - Información mutua
  - Capacidad de canal de información
  - Propiedad de Equipartición Asintótica

Necesidad de la codificación de fuente y de canal

Imagen
- 960x1280 píxeles
- 3 colores
- 8 bpp
- Fichero RAW: 3.686.400 bytes
- Fichero JPEG: 598.016 bytes
- Tasa de compresión: 6,164

Video (TV):
- 720x576 píxeles/cuadro
- 3 colores
- 8 bpp
- 25 cuadros/segundo
- Total: 248.832.000 bps = 248,832 Mbps
- Canal TVD: 3-4 Mbps
- Tasa de compresión = 82,944 -62,208

Necesidad de la codificación de fuente y de canal

Audio (CD)
- 44100 muestras/segundo
- 16 bits por muestra
- 2 canales (estéreo)
- Total: 1.411.200 bps = 1,4112 Mbps
- Fichero (4:43 minutos): 399.369.600 bits = 49.921.200 bytes = 48.751,171 Kbytes = 47,609 Mbytes
- Fichero MP3 (4:43 minutos): 2.297.856 bytes = 2.244 Kbytes = 2,191 Mbytes
- Tasa de compresión = 21,725

Audio TVA (NICAM-728):
- 32000 muestras/segundo
- 14 bits por muestra
- 2 canales (estéreo)
- Total: 896.000 bps = 896 kbps
- Canal audio NICAM.728 = 640 kbps
- Tasa de compresión = 1,4

Necesidad de Reducción de la Información de vídeo

Imágenes

Elevado volumen de datos

- Manipulación
- Almacenamiento y Transmisión

576

720

720 x *576* x *3* x *8* ~ *10* Mbit

25 imag/seg

~ *250* Mbit/s

Información redundante

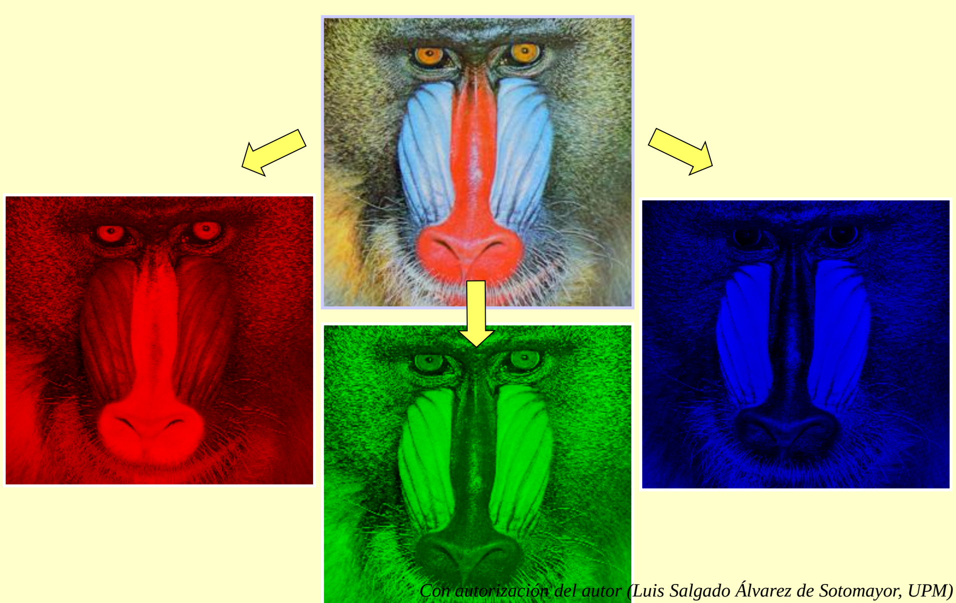
Capacidad limitada de percepción

Objetivo:

Representar la información con menor número de bits

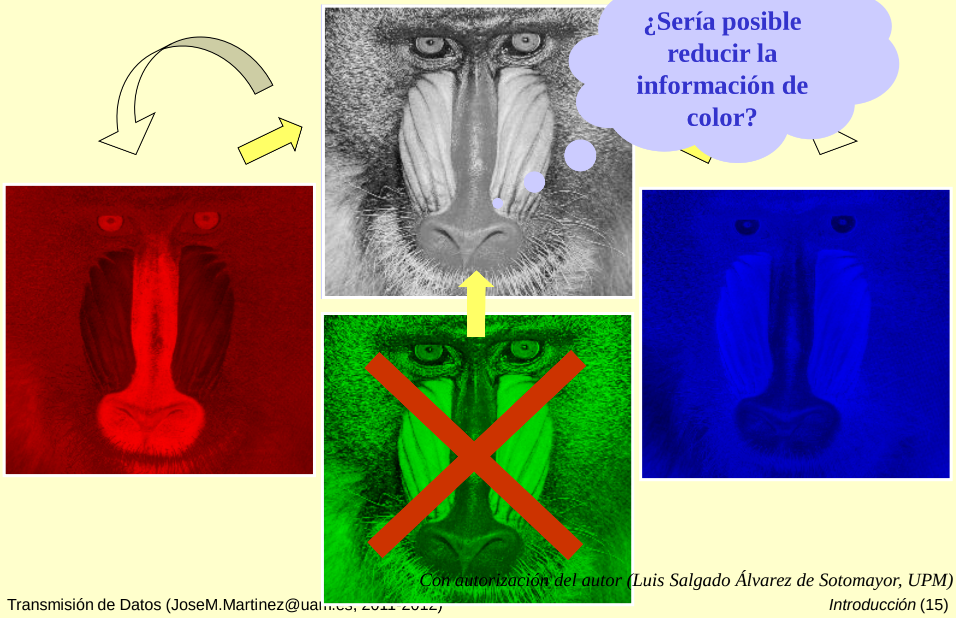
Con autorización del autor (Luis Salgado Álvarez de Sotomayor, UPM)

Reducción basada en Color: de RGB a YCrCb



Con autorización del autor (Luis Salgado Álvarez de Sotomayor, UPM)

Luminancia y Crominancias



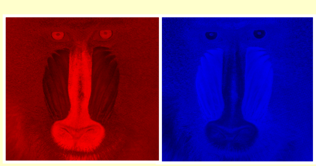
¿Sería posible reducir la información de color?

Con autorización del autor (Luis Salgado Álvarez de Sotomayor, UPM)

Reducción basada en Color: agudeza visual

4:2:2

~ 166 Mbit/s



4:2:0

~ 124,5 Mbit/s

Y según la aplicación, se utilizan imágenes de diferente tamaño

Con autorización del autor (Luis Salgado Álvarez de Sotomayor, UPM)

Con autorización del autor (Luis Salgado Álvarez de Sotomayor, UPM)

Necesidad de la codificación de fuente y canal

¿Cómo puedo "compactar" eficientemente la salida (representación) de una fuente de información?

- Sin pérdidas: basándose en los estadísticos de la fuente
  - Símbolos más/menos probables menos/más bits.
- Con pérdidas
  - Destino final de la información: ser humano
  - Puedo eliminar información poco relevante, poco perceptible, ...
    - Sistema Visual Humano: agudeza visual (separación visible), Mezcal Aditiva Espacial (3 colores), Mezcla Aditiva Temporal (cuadros por segundo),
    - Sistema Auditivo Humano: umbral de audición (función de la frecuencia), enmascaramiento (en tiempo y en frecuencia)
  - Calidad subjetiva
  - Si la fuente es analógica, siempre habrá pérdidas por el paso A/D (cuantificación)

Necesidad de la codificación de fuente y canal

Al transmitir por un canal una fuente codificada aparecen errores debido a las imperfecciones del canal (medio de almacenamiento)

- Se hace necesaria la retransmisión de la información, una vez detectado el error => gasto de ancho de banda, tiempo, recursos, paciencia, …
- En medios de almacenamiento la retransmisión es imposible (al igual que en los sistemas de difusión).

Codificación de canal: códigos para Detección y Corrección de errores (Automatic Repeat reQuest vs. Forward Error Correction)

- Cuanto antes se detecten los errores el sistema extremo-a-extremo funcionará mejor (y el usuario no llegará a “notar” los errores del canal => mayor satisfacción de usuario).
- Si además no solamente se detectan, sino que se corrigen, se ahorran recursos al evitarse (reducirse) las retransmisiones.
- Estos códigos se basan en transmitir bits de redundancia, lo que aumenta la necesidad de transmisión, pero al reducirse las retransmisiones el total es beneficioso a nivel de tasa/tamaño, y además se ahorran recursos y se reducen los retardos.

Índice

Introducción a la Teoría de la Información

Nace en los años 40-50 (Hartley, Nyquist, Shannon, ….)

La Teoría de la Información es un **modelo matemático de la información y su transmisión** que responde (entre otras) a dos preguntas fundamentales de la Teoría de la Comunicación:

- **¿cuál es el límite de la compresión sin pérdidas?**
- **¿cuál es el límite de la tasa de transmisión sin error?**

En algunos casos se la considera una parte de la Teoría de la Comunicación, pero realmente la Teoría de la Información aplica también a otros campos.

Introducción a la Teoría de la Información: campos de aplicación

- Informática (*computer science*)
  - o Complejidad de algoritmos
  - o Complejidad de Kolmogorov (K): la complejidad de una cadena de caracteres se define por el tamaño del menor programa binario capaz de procesarla. K tiene una relación con la entropía de Shannon (H)
- Física (termodinámica)
  - o La mecánica estadística es el lugar de nacimiento de la entropía …
- Matemáticas (teoría de la probabilidad y estadística)
  - o Entropía, entropía relativa, información mutua, … se definen como funciones densidad de probabilidad
  - o Ellas mismas sirven para estimar probabilidades de eventos raros
  - o La ley de los grandes números y la Propiedad de Equipartición Asintótica
  - o Teoría de Juegos
- Filosofía de la Ciencia (*Occam's Razor*)
  - o La explicación más sencilla es la mejor
  - o No se deben multiplicar las causas más allá de lo necesario
- Economía (inversión)
  - o La velocidad de crecimiento de la riqueza es un valor dual a la tasa de entropía del índice de la bolsa
- Y Teoría de la comunicación …

Introducción a la Teoría de la información: límites de la comunicación (1/3)

Límite de compresión sin pérdidas:

- Shannon (principio de los ’40): Las señales aleatorias como la música y la voz tienen una complejidad por debajo de la cual no se pueden comprimir sin introducir pérdidas: la entropía (H)
- Entropía: $H(X)= -\sum p(x_i)\log_2 p(x_i)$ [bits]
  - la unidad es [bits]: se trata de los bits necesarios, por media, para un símbolo
- Si la tasa binaria es mayor que la entropía (en bits/seg) es posible comprimir esa fuente sin pérdidas
  - Si $R \geq H{*}f_{símbolo}$ es posible codificar la fuente con $P_e \rightarrow 0$ (vista como distorsión)

    Si el canal no genera errores se podrá transmitir sin pérdidas

Introducción a la Teoría de la información: límites de la comunicación (2/3)

Límite de transmisión de datos sin error:

- Pre-Shannon
  - Al aumentar la tasa binaria en un canal de comunicación se incrementa la Probabilidad de error
- Shannon (principio de los ’40)
  - Al aumentar la tasa binaria en un canal de comunicación **NO** se incrementa la probabilidad de error **si la tasa es menor que la Capacidad de Canal (C)**
  - Capacidad de canal (teoría de la comunicación):

    $C_{física}=W \log(1 + P/(No.W))$ [bits/sec]
  - Capacidad de canal (teoría de la información):

    $C_{info}=\max_{p(x)} I(x,y)$ [bits/transmisión]
  - Si $C \geq R$ es posible transmitir con $P_e \rightarrow 0$

Introducción a la Teoría de la información: límites de la comunicación (3/3)

Si se cumple: $C \geq R \geq H(S) *f_{símbolo}$ => $C \geq H(S) *f_{símbolo}$ es posible (codificar y) transmitir una fuente con $P_e \rightarrow 0$

Pero imposible con la tecnología actual …

- La teoría de la información sugiere métodos para llegar a los límites de la comunicación (C=R=H)
  - o [bits] o [bits/seg]
- Pero esos esquemas de comunicación óptimos (*"…beautiful as they are…"[Cover91]*) son computacionalmente impractibles
- La "realizabilidad" de los "simples" esquemas de modulación y demodulación hace que sean estos los usados en lugar de las técnicas de codificación aleatoria y decodificación por vecino más cercano empleados por Shannon en la demostración del teorema de capacidad de canal.
- Pero algunas cosas se van pudiendo hacer …

Entropía: información de una fuente

Puntos de partida:

- Fuente discreta $\mathscr{A}\{a_i,a_2,...,a_n\}$ tal que $p(a_i) \geq p(a_{i+1})$
  - o La condición de ordenación creciente no es realmente necesaria en la realidad, pero simplifica el modelado
- Revelo a_i a un receptor interesado
- Cuanto menor sea $p(a_i) \Rightarrow$ se obtiene más información al conocer a_i
  - o Ejemplo: en verano conocer si la v.a. temperatura es frío, moderado, calor

Para medir la información de una fuente será necesario medir la información de cada posible valor de la v.a. (Autoinformación: $I(a_i)$) y ponderarlo con su probabilidad (p_i)

$H(X) = \sum p_i \, I(a_i)$

Entropía: función autoinformación

Condiciones de la función autoinformación

- La información que aporta un dato es función de su probabilidad, no de su valor
- La función autoinformación tiene que ser continua y decreciente con p_i
  - A mayor p_i menor información da conocer ese valor a_i
- Una pequeña variación en p_i debe hacer que la medida de autoinformación varíe poco
- Si a_i se puede descomponer en dos variables independientes (por ejemplo, la suma de dos dados "buenos") entonces $I(a_j)= I(a_{j1}) + I(a_{j2})$

Todas estas condiciones llevan a una única función:

- $I(a_i)= - \log_2(p_i)$

Entropía: Definición

$H(X)= \sum p(x_i)I(x_i) = -\sum p(x_i)\log_2 p(x_i)$ [bits]

Características:

- Depende de p_i (fdp de X) y no de x_i
- Medida de la información/incertidumbre de X
  - A mayor información/incertidumbre mayor H
- Medida del número medio de bits para representar X
- $H(X) \geq 0$
- Shannon demostró que H(X) es el límite de la compresión sin pérdidas de una fuente ($\bar{l} \geq H(X)$)

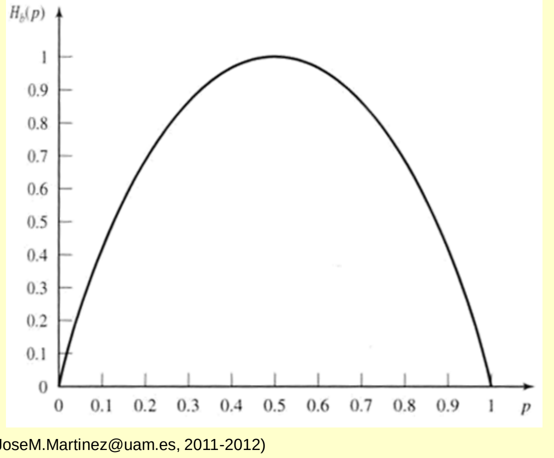
Longitud media de un código

- $\bar{l} = \sum p(x_i)l_i$
- Objetivo de la codificación de fuente sin pérdidas: Cómo diseñar códigos tal que $H(X) \leq \bar{l} \leq H(X) + \varepsilon$
  - Generalmente $\varepsilon = 1$

Entropía: Entropía binaria

Sea la v.a. X={a_0, a_1} con p_i={p, 1-p}

$H(X) = -\sum p(x_i)\log_2 p(x_i) = -p \log_2 p - (1-p) \log_2 (1-p) = H_b(p)$



Ejercicios de clase 2: Entropía

Sea X una v.a. uniforme con 32 posibles valores

- ¿Cuál es su entropía?
- ¿Cómo se podría codificar?

Sea una carrera de caballos y queremos enviar un mensaje con el caballo ganador. Supongamos 8 caballos

- ¿Cómo se podría codificar?

Si sabemos que la probabilidad de ganar de los caballos es (1/2, ¼, 1/8, 1/16, 1/64, 1/64, 1/64, 1/64)

- ¿Cómo se podría codificar?

Ejercicios de clase 2: Entropía - soluciones

Entropía: Entropía condicional y conjunta

Probabilidad conjunta

- $p(x,y)=p(y)p(x|y)=p(x)p(y|x)$

Entropía conjunta:

- $H(X,Y) = - \sum \sum p(x,y)\log_2 p(x,y)$

Entropía condicional:

- $H(X|Y=y) = - \sum p(x|y)\log_2 p(x|y)$
  - o Incertidumbre en X conocido Y=y
- $H(X|Y) = \sum p(y)H(X|Y=y) = - \sum \sum p(x,y)\log_2 p(x|y)$
  - o Incertidumbre de X conocida Y

$$H(X,Y) = H(X) + H(Y|X) = H(Y) + H(X|Y)$$

Ejercicios de clase 3: Entropía condicional y conjunta

Demostrar H(X,Y) = H(X) + H(Y|X) = H(Y) + H(X|Y)

Calcular H(X), H(Y), H(X|Y), H(Y|X), H(X,Y) para los siguientes valores de p(x,y)

p(x,y)	X_1	x_2	x_3	x_4	p(y)
y_1	1/8	1/16	1/32	1/32	
y_2	1/16	1/8	1/32	1/32	
y_3	1/16	1/16	1/16	1/16	
y_4	1/4	0	0	0	
p(x)					

Ejercicios de clase 3: Entropía condicional y conjunta - soluciones

Demostrar H(X,Y) = H(X) + H(Y|X) = H(Y) + H(X|Y)

- p(x,y) =
- -ΣΣp(x,y)logp(x,y) =

Calcular H(X), H(Y), H(X|Y), H(Y|X), H(X,Y) para los siguientes valores de p(x,y)

- H(X)=
- H(Y)=
- H(X,Y) =
- H(X|Y)= Σp(Y=y)H(X|Y=y)=
  - o
- H(Y|X) =
  - o
- Se puede “tardar” menos …
  - o
  - o
- Comprobar
  - o
  - o

p(x,y)	X_1	x_2	x_3	x_4	p(y)
y_1					
y_2					
y_3					
y_4					
p(x)					

Entropía: Tasa de entropía

$H(X_n \mid X_1,X_2...,X_{n-1})= - \sum p(x_1,x_2...,x_n).\log p(x_n|x_1,x_2...,x_{n-1})$

Cantidad de información nueva para alguien que recibe x_n tras haber recibido $x_1..x_{n-1}$

Tasa de entropía (para un proceso estocástico estacionario – asegura la existencia del límite): $H= \lim H(X_n|X_1,X_2,...,X_{n-1})$

Si la fuente es con memoria: $H=\lim H(X_1,X_2,...,X_n)/n$

H juega un papel equivalente a H(X) en el caso de fuentes con memoria

Regla de la cadena de la entropía: $H(X_1,X_2,X_3, \ldots X_n) =$
$= H(X_1)+H(X_2|X_1)+\ldots+H(X_n|X_1,X_2,\ldots X_{n-1})= \sum H(X_i|X_1, \ldots, X_{i-1})$

Información mutua

La información mutua se define como:
$I(X;Y)= \sum \sum p(x,y)\log[p(x,y)/p(x).p(y)]$

I(X;Y) es la reducción de incertidumbre sobre X tras conocer Y

$I(X;Y) = H(X) – H(X|Y)$

$I(X;Y) \geq 0 \Rightarrow H(X) \geq H(X|Y)$

- I(X;Y) = 0,375 (ejercicio de la página 31)

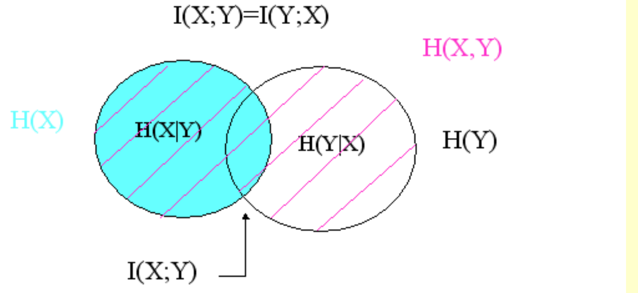
$I(X;Y)=I(Y;X)$

- $H(X)-H(X|Y)=H(Y)-H(Y|X)$
- Aunque $H(X|Y) <> H(Y|X)$

Regla de la cadena de la información mutua: $I(X_1,X_2,\ldots,X_n;Y) =$
$= I(X_1;Y)+H(X_2;Y|X_1)+\ldots+H(X_n;Y|X_1,X_2,\ldots X_{n-1})= \sum I(X_i;Y|X_1, \ldots, X_{i-1})$

Información Mutua y Entropía: Diagrama de Venn

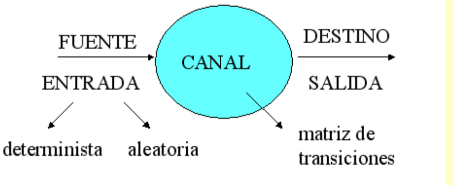
$$I(X;Y) = H(X) - H(X|Y)$$
$$I(Y;X) = H(Y) - H(Y|X)$$
$$I(X;Y) = H(X) + H(Y) - H(X,Y) = I(Y;X)$$
$$I(X;X) = H(X)$$
$$H(X,Y) = H(X) + H(Y|X) = H(Y) + H(X|Y)$$



Capacidad de canal de información: Capacidad de información de un canal de información

Un canal de información es un sistema en el que la salida depende probabilísticamente de la entrada

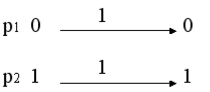
- Entrada X (v.a.)
- Canal "aleatorio" (ruido, distorsión, … sino no habría P_e) caracterizado por una matriz de transiciones de $\{X_i\}$ a $\{Y_i\}$
- Salida Y (v.a.)

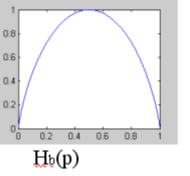


Capacidad de información de un canal: $C=\max_{p(x)} I(X;Y) = \max_{p(x)} H(X) - \max_{p(x)} H(X|Y) \geq R_{max}$

- No se puede transmitir sin error a mayor tasa, ya que hay que "dejar margen de seguridad" para la incertidumbre en lo emitido (X) tras recibir Y (alterada por las transiciones)

Capacidad de canal de información: Capacidad del canal binario sin ruido





$I(X;Y)=H(X)-H(X|Y)$ → 0

$H(X)=-p_1.\log(p_1)-p_2.\log(p_2)=$

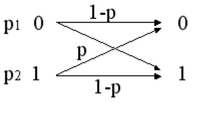
$=-p.\log(p)-(1-p).\log(1-p)=H_b(p)$

$C=\max I(X;Y)=1\text{bit}$

En un canal binario sin ruido, no puedo transmitir más de 1 bit por transmisión.

En la demo I(X;Y)=H(X)-H(X|Y) pero en general se usa la otra fórmula I(X;Y)=H(Y)-H(Y|X), al ser Y la observada.

Capacidad de canal de información: Capacidad del canal binario simétrico – ejercicio propuesto 1



$C=1-H_b(p_e)$

p(y|x)	x=0	x=1
y=0	1-p	p
y=1	P	1-p

p(x,y)	x=0	x=1
y=0	p_1(1-p)	p_2(p)
y=1	p_1(p)	p_2(1-p)

Demostrar razonadamente la fórmula de capacidad de información del canal binario simétrico

Propiedad de Equipartición Asintótica

En Teoría de la Información equivale a la Ley de los grandes números

Para v.a. i.i.d (independientes e idénticamente distribuidas):

$E(X) \cong 1/n \sum x_i$

$H(X) \cong -1/n \,.\log p(x_1,x_2,\ldots,x_n)$

$p(x_1,x_2,\ldots,x_n) \cong 2^{-nH(X)}$

Todas las secuencias posibles $(x_1,x_2,\ldots,x_n)$ se dividen en dos conjuntos

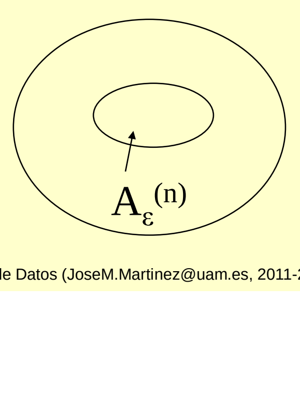
- Secuencias típicas $A_\varepsilon^{(n)}$:
  - o $2^{-n(H(X)+\varepsilon)} \le p(x_1,x_2,\ldots,x_n) \le 2^{-n(H(X)-\varepsilon)}$
  - o Si $(x_1,x_2,\ldots,x_n)$ pertenece a $A_\varepsilon^{(n)}$ entonces $H(X) - \varepsilon \le (\log p(x_1,x_2,\ldots,x_n))/n \le H(X) + \varepsilon$
  - o Probabilidad de $A_\varepsilon^{(n)} > 1-\varepsilon$
  - o $\text{Cardinal}(A_\varepsilon^{(n)}) \le 2^{n(H(X)+\varepsilon)}$
  - o $\text{Cardinal}(A_\varepsilon^{(n)}) \ge (1-\varepsilon)\, 2^{n(H(X)-\varepsilon)}$
- Resumiendo: las secuencias típicas tiene probabilidad casi 1, todos sus elementos son casi equiprobables, y el número de elementos es aproximadamente $2^{nH(X)}$
- Por lo tanto, cualquier propiedad de las secuencias del conjunto típico será verdadera con alta probabilidad

Escuela Politécnica Superior
Universidad Autónoma de Madrid

Propiedad de Equipartición Asintótica: Consecuencias (1/2)

Todas las secuencias posibles $(x_1,x_2,\ldots,x_n)$ de v.a. obtenidas con p(x) forman el conjunto $\mathcal{H}^n$ que se divide en dos conjuntos: $A_\varepsilon^{(n)}$ y su complementario

- o Como $\text{Cardinal}(A_\varepsilon^{(n)}) \le 2^{n(H(X)+\varepsilon)}$ se pueden representar todas las secuencia con $\text{ceil}[n(H(X)+\varepsilon)] = n(H(X)+\varepsilon)+1$ bits
- o Para distinguir estas secuencias le ponemos un bit de prefijo (e.g., 0)
- o Para el complementario nos valdrá con $n \log|\mathcal{H}|+1$, más el prefijo
  - $|X| == \text{cardinal}(X)$



$|\mathcal{H}^n| = |\mathcal{H}|^n \Rightarrow n \log_2(|\mathcal{H}|) + 2$ bits

$|A_\varepsilon^{(n)}| = 2^{nH(X)} \Rightarrow nH(X) + 2$ bits

$\bar{l} = 90\%(nH+2) + 10\%(n \log_2(|\mathcal{H}|)) + 2)$

Propiedad de Equipartición Asintótica: Consecuencias (2/2)

El esquema de codificación descrito tiene las siguientes propiedades:

- Es unívoco y fácilmente decodificable (el prefijo indica el tamaño –fijo- del resto de la palabra)
- Los elementos del complementario al conjunto típico se han codificado “a lo bruto” sin tener en cuenta que el número de elementos es menor (esto es, no serían necesarios (n log|H|+2 bits), y sin embargo el resultado sigue siendo bueno
- La secuencias típicas tiene una longitud aproximada de nH(X)
  - Se puede demostrar que la longitud media es n(H(X)+[ε+ ε log|H| + 2/n])
  - Tampoco se ha utilizado codificación estadística aquí, pues se define que “todas” las típicas son equivalentes

Con todo esto se demuestra que para X^n v.a. i.i.d (de p(x)) y ε>0, existe un código (al menos) que mapea secuencias xn a cadenas binarias univocamente decodificables y cuya longitud media es ≤ n(H(X) + ε)

- Por lo tanto si H(X) es menor que log|H| se puede lograr siempre compresión de fuente sin pérdidas
  - ¿Cuándo se cumpe que H(X)= log|H|?

Índice

Bibliografía

- John G. Proakis, Masoud Salehi, “Communication Systems Engieering”, 2nd ed., Prentice Hall, 2002.
- Thomas M. Cover, Joy A. Thomas, “Elements of Information Theory”, John Wiley and Sons, 1991.