

GEOMETRÍA E INFORMACIÓN

OPTATIVO

Mariela Portesi
Pedro Walter Lamberti
Steeve Zozor

Facultad de Ciencias Exactas

Esto es una dedicatoria
del libro.

Agradecimientos

Este es el texto de agradecimiento, max una carilla. Este es el texto de agradecimiento, max una carilla.
Este es el texto de agradecimiento, max una carilla. Este es el texto de agradecimiento, max una carilla. Este
es el texto de agradecimiento, max una carilla. Este es el texto de agradecimiento, max una carilla.

Esto es un epígrafe con texto simulado.
Esto es un epígrafe con texto simulado.
AUTOR DEL EPÍGRAFE, TÍTULO DE LA OBRA

PRÓLOGO

Este libro surge de la experiencia de los autores en el dictado del curso semestral "Métodos de geometría diferencial en teoría de la información", que se imparte en la Facultad de Ciencias Exactas de la Universidad Nacional de La Plata y en la Facultad de Matemática, Astronomía y Física de la Universidad Nacional de Córdoba. ...

Los autores

ADVERTENCIA

Este libro surge de la experiencia de los autores en el dictado del curso semestral "Métodos de geometría diferencial en teoría de la información", que se imparte en la Facultad de Ciencias Exactas de la Universidad Nacional de La Plata y en la Facultad de Matemática, Astronomía y Física de la Universidad Nacional de Córdoba. ...

Mariela Portesi
Grenoble, Junio de 2016

Índice

Capítulo 1

Elementos de teoría de probabilidades

Mariela Portesi

1-1 Variables aleatorias

1-2 Distribuciones de probabilidad discretas

Capítulo 2

Nociones de teoría de la información

Steeve Zozor

2-1 Introducción

2-2 Entropía como medida de incerteza

2-3 Entropía condicional, información mutua, entropía relativa

2-4 Unas identidades y desigualdades

2-5 Unos ejemplos y aplicaciones

2-6 Entropías y divergencias generalizadas

2-7 Entropías cuánticas discretas

Capítulo 3

Elementos de geometría diferencial

Pedro Walter Lamberti

3-1 Estructuras

Capítulo 4

Geometría de la información

4-1 La Sección 4.1

Capítulo 5

Aplicaciones

5-1 La Sección 5.1

Referencias

Tabla 1-1: Eso es un ejemplo de tabla

| Título (negrita) | Título (negrita) | Título (negrita) |
|------------------|-------------------------|-------------------------|
| A | Texto simulado (normal) | Texto simulado (normal) |
| B | Texto simulado (normal) | Texto simulado (normal) |

Fuente: Eso sería el fuente de la tabla

línea de 0,5cm. Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm).



Figura 1-1: Eso es una figura, con su leyenda sobre varias líneas para ver como queda en el texto. Eso es una figura, con su leyenda sobre varias líneas para ver como queda en el texto.

1.1.1 Una subsección

Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm).

1.2 Distribuciones de probabilidad discretas

introducción...

Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm).

de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm).

1.2.1 Otra subsección

Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm. Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm).

1.2.1.1. Una subsubsección

Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm. Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm).

Ejemplo con respeto al capítulo 1

Para ver que las referencias de capítulos andan: 1; que las de secciones también 1.1, de subsecciones 1.1.1.0, de subsubsecciones 1, de figuras 1-1, y de tablas 1-1.

Eso es una cita, para ver como queda (Cover & Thomas, 2006; Amari & Nagaoka, 2000).

CAPÍTULO 2

Nociones de teoría de la información

Steeve Zozor

*"Deberías llamarla 'entropía', por dos motivos.
En primer lugar su función de incerteza
ha sido usada en la mecánica estadística
bajo ese nombre, y por ello, ya tiene un nombre.
En segundo lugar, y lo que es más importante,
nadie sabe lo que es realmente la entropía,
por ello, en un debate, siempre llevará la ventaja.*

VON NEUMANN TO SHANNON (TRIBUS & McIRVINE, 1971)

2.1 Introducción

La noción de información encuentra su origen con el desarrollo de la comunicación moderna, por ejemplo a través del telegrafo siguiendo el patente de Moorse en 1840. La idea de asignar un código (punto o barra, mas espacio entre letras y entre palabras) a las letras del alfabeto es la semilla de la codificación entropica, la que se basa precisamente sobre la asignación de un código a simbolos de una fuente (codificación de fuente) según las frecuencias (o probabilidad de aparición) de cada simbolo en una cadena. De hecho, el principio de codificar un mensaje y mandar la versión codificada por un canal de transmisión es mucho mas antiguo, a pesar de que no habia ninguna formalización matematica ni siquiera explicitamente una noción de información. Entre otros, se puede mencionar el telegrafo optico de Claude Chappe (1794), experimentos con luces por Guillaume Amontons (en los años 1690 en Paris), o aún mas antiguamente la transmisión de mensaje con antorchas en la Grecia antigua, con humo por los indios o chiflando en la prehistoria (Montagné, 2008). Cada forma es una instancia practica del esquema de comunicación de Shannon (Shannon, 1948; Shannon & Weaver, 1964), es decir la codificación de la información, potencialmente de manera la mas economica que se puede, su transmisión a un "receptor" (por un canal ruidoso) que la interpreta/lee/decodifica. Implicitamente, la noción de información a lo menos tan antigua que la humanidad.

A pesar de que la idea de codificar y transmitir “información” sea tremendamente antigua, la formalización matemática de la noción de incerteza o falta de información, intimamente vinculado a la noción de información, nació bajo el impulso de C. Shannon y la publicación de su papel seminal, “A mathematical theory of communication” en 1948 (Shannon, 1948), o un año después en su libro re-titulado “The mathematical theory of communication” reemplazando el “A” por un “The”. Desde estos años, las herramientas de la dicha teoría de la información dio lugar a muchas aplicaciones especialmente en comunicación (ver por ejemplo (Cover & Thomas, 2006; Verdu, 1998; Gallager, 2001, y ref.), pero también en otros campos muy diversos tal como **Completar con ref, Boltzman, von Neumann, Gibbs, Maxwell, Planck...**

La meta de este capítulo es de describir las ideas y los pasos dando lugar a la definición de la entropía, como medida de incerteza o (falta de) información. En este capítulo, se empieza con la descripción intuitiva que subtiende a la noción de información contenida en una cadena de símbolos, lo que condujo a la definición de la entropía. Esta definición puede ser deducida también de una serie de propiedades razonables que debería cumplir una medida de incerteza (enfoque axiomático). Se continúa con la descripción de tal noción de entropía, pasando del mundo discreto (símbolos, alfabeto) al mundo continuo, lo que no es trivial ni siquiera intuitivo. Se adelanta presentando el concepto de información compartida entre dos sistemas o variables aleatorias, concepto fundamental en el marco de la transmisión de información o de mensajes. **Seguir.**

2.2 Entropía como medida de incerteza

2.2.1 Entropía de Shannon, propiedades

Uno de los primeros trabajos tratando de formalizar la noción de información de una cadena de símbolos es debido a Ralph Hartley (Hartley, 1928). En su papel, Hartley definió la información de una secuencia como siendo proporcional a su longitud. Más precisamente, para símbolos de un alfabeto de cardinal α , existen α^n cadenas diferentes de longitud n ; Se definió la información de tales cadenas como siendo K_n (K dependiente de α). Para ser consistente, dos conjuntos de mismo tamaño $\alpha_1^{n_1} = \alpha_2^{n_2}$ deben llegar a la misma información, así que la información de Hartley es definida como $H = \log(\alpha^n)$ donde la base del logaritmo es arbitraria. Dicho de otra manera, tomando un logaritmo de base 2, esta información es nada más que los números de bits (0-1) necesarios para codificar todas las cadenas de longitud n de símbolos de un alfabeto de cardinal α .

Hartley, equiv de Gibbs de la termostad.

Una debilidad del enfoque de Hartley es que considera implícitamente que en un mensaje, cada cadena de longitud dada puede aparecer con la misma frecuencia, o probabilidad $1/\alpha^n$, siendo la información menos el logaritmo de estas probabilidades. A contrario, parece más lógico considerar que secuencias muy frecuentes no llevan mucha información (se sabe que aparecen), mientras que las que aparecen raramente llevan más

información (hay mas sorpresa, mas incerteza en observarlas). Volviendo a los simbolos elementales x , vistos como aleatorios (o valores o estados que puede tomar una variable aleatoria), la (falta de) información o incerteza va a ser intimamente vinculada a la probabilidad de aparición de estos simbolos x . Siguiendo la idea de Hartley, la información elemental asociado al estado x va a ser $-\log p(x)$ donde $p(x)$ es la probabilidad de aparición de x . Se define la incerteza asociada a la variable aleatoria como el promedio estadístico sobre todos los estados posibles x (Shannon, 1948; Shannon & Weaver, 1964) ².

Definición 2-1 (Entropía de Shannon). *Sea X una variable aleatoria definida sobre una alfabeto discreto $\mathcal{X} = \{x_1, \dots, x_\alpha\}$ de cardinal $\alpha = |\mathcal{X}| < +\infty$ finito. Sea p_X la distribución de probabilidad de X , i. e., $\forall x \in \mathcal{X}$, $p_X(x) = \Pr[X = x]$. La entropía de Shannon de la variable X es definida por*

$$H(p_X) = H(X) = - \sum_{x \in \mathcal{X}} p_X(x) \log p_X(x)$$

con la convención $0 \log 0 = 0$.

La base del logaritmo es arbitrario; si es \log_2 el logaritmo de base 2, H es en bits y si se usa el logaritmo natural \ln , H es en nats. *En este capítulo, se usara H con el logaritmo correspondiente sin especificar la base. Si es necesario que tenga una base $a (\neq 1)$ dada, se notara la entropía corespondiente H_a y se especificiera la base del logaritmo \log_a . Fijense de que $\log_a x = \frac{\log x}{\log a}$, dando*

$$H_a(X) = H_b(X) \log_a b$$

En lo que sigue, aún que, rigurosamente, H sea una función de la distribución de probabilidad p_X y no de la variable X , se usara indistamente la notación $H(p_X)$ tal como $H(X)$ según lo mas conveniente. Además, p_X podrá denotar indistamente la distribución de probabilidad, o el vector de probabilidad $p_X \equiv [p_X(x_1) \ \cdots \ p_X(x_\alpha)]^t$.

H tiene propiedades notables, que corresponden a las que se puede exigir de una medida de incerteza (Shannon, 1948; Shannon & Weaver, 1964; Cover & Thomas, 2006; Rioul, 2007; Dembo, Cover & Thomas, 1991; Johnson, 2004):

[P1] *Continuidad*: Vista como una función de α variables $p_i = p_X(x_i)$, H es continua con respecto a los p_i .

[P2] *Invariance bajo una permutación*: Obviamente, la entropía es invariante bajo una permutación de las probabilidades, i. e.,

$$\text{para cualquier permutación } \sigma : \mathcal{X} \rightarrow \mathcal{X}, \quad H(p_{\sigma(X)}) = H(p_X) \quad \text{con} \quad p_{\sigma(X)}(x) = p_X(\sigma(x))$$

²En la misma época que Shannon, independientemente, la noción de información o medidas equivalentes apareciendo por ejemplo en calculo de capacidad de canal aparecen en varios trabajo como el de Calvier (Clavier, 1948), Laplume (Laplume, 1948), Wiener (Wiener, 1948, Cap. III) entre varios otros (ver (Verdu, 1998; Lundheim, 2002; Rioul & Magossi, 2014; Flandrin & Rioul, 2016; Rioul & Flandrin, 2017; Chenciner, 2017)).

lo que se escribe también $H(\sigma(X)) = H(X)$. En particular, denotando p_X^\downarrow la distribución de probabilidades obtenida a partir de p_X , clasificando las probabilidades en orden decreciente, $p_X^\downarrow(x_1) \geq p_X^\downarrow(x_2) \geq \dots \geq p_X^\downarrow(x_\alpha)$,

$$H(p_X^\downarrow) = H(p_X)$$

[P3] *Invariance bajo una transformación biyectiva*: La entropía es invariante bajo cualquier transformación biyectiva, i. e.,

$$\text{para cualquier función biyectiva } g: \mathcal{X} \rightarrow g(\mathcal{X}), \quad H(g(X)) = H(X)$$

A través tal transformación los estados cambian, pero no cambia la distribución de probabilidad vinculada al alfabeto transformado. Tomando el ejemplo de un dado, la incerteza vinculada al dado no debe depender de los símbolos escritos sobre las caras, sean enteras o cualquier letras.

[P4] *Positividad*: La entropía es acotada por debajo,

$$H(X) \geq 0$$

con igualdad si y solamente si existe un $x_0 \in \mathcal{X}$ tal que $p_X(x_0) = 1$ y $p_X(x) = 0$ para $x \neq x_0$,

$$H(X) = 0 \quad \text{ssi} \quad X \text{ es determinístico}$$

En otras palabras, cuando X no es aleatoria, i. e., $X = x_0$, no hay incerteza, o la observación no lleva información (se sabe lo que va a salir, sin duda): $H = 0$. La positividad es consecuencia de $p_X(x) \leq 1$, dando $-p_X(x) \log p_X(x) \geq 0$. Además, la suma de términos positivos es cero si y solo si cada término es cero, dando $p_X(x) = 0$ o $p_X(x) = 1$.

[P5] *Maximalidad*: La entropía es acotada por arriba,

$$H(X) \leq \log \alpha$$

con igualdad si y solamente si existe X es uniforme sobre \mathcal{X} , i. e.,

$$H(X) = \log \alpha \quad \text{ssi} \quad \forall x \in \mathcal{X}, p_X(x) = \frac{1}{\alpha}$$

En otras palabras, la incerteza es máxima cuando cualquier estado x puede aparecer con la misma probabilidad; cada observación lleva una información importante sobre el sistema que genera X . La cota máxima resuelta de la maximización de H sujeto a $\sum_x p_X(x) = 1$, es decir, con la técnica del Lagrangiano, notando $p_i = p_X(x_i)$, de la minimización de $\sum_i (-p_i \log p_i + \lambda p_i)$. Se obtiene sencillamente que $\log p_i = -\lambda$, dando la distribución uniforme.

La figura 2-2 representa la entropía de un sistema a dos estados, de probabilidades λ y $1 - \lambda$ (lei de Bernoulli de parámetro λ), entropía a veces dicha *entropía binaria*, en función de λ . Esta figura ilustra ambas cotas ($\lambda = 1$ o 0 , $\lambda = \frac{1}{2}$) así que la invariancia bajo una permutación ($h(\lambda) = H(\lambda, 1 - \lambda) = H(1 - \lambda, \lambda) = h(1 - \lambda)$).

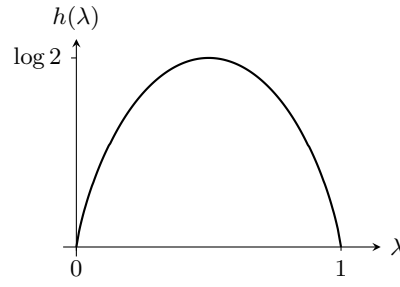


Figura 2-2: Entropía binaria (de una variable de Bernoulli) $h(\lambda) = H(\lambda, 1 - \lambda)$ en función de $\lambda \in [0, 1]$.

[P6] *Expansibilidad:* Añadir un estado de probabilidad 0 no cambia la entropía, *i. e.*, sean X definido sobre \mathcal{X} y \tilde{X} sobre $\tilde{\mathcal{X}}$,

$$\tilde{\mathcal{X}} = \mathcal{X} \cup \{\tilde{x}_0\} \quad \text{con} \quad p_{\tilde{X}}(x) = p_X(x) \quad \text{si} \quad x \in \mathcal{X}, \quad p_{\tilde{X}}(\tilde{x}_0) = 0, \quad \text{entonces} \quad H(p_{\tilde{X}}) = H(p_X)$$

Esta propiedad es obvia, consecuencia de $\lim_{p \rightarrow 0} p \log p = 0$.

[P7] *Recursividad:* Juntar dos estados baja la entropía de una cantidad igual a la entropía interna de los dos estados por la probabilidad de ocurencia de este conjunto de estados, y vice-versa, *i. e.*, sean X definido sobre \mathcal{X} y \bar{X} sobre $\bar{\mathcal{X}}$,

$$\left\{ \begin{array}{l} \bar{\mathcal{X}} = \{x_1, \dots, x_{\alpha-2}, \bar{x}_{\alpha-1}\} \quad \text{con el estado interno} \quad \bar{x}_{\alpha-1} = \{x_{\alpha-1}, x_{\alpha}\}, \\ p_{\bar{X}}(x_i) = p_X(x_i), \quad 1 \leq i \leq \alpha-1 \quad \text{y} \quad p_{\bar{X}}(\bar{x}_{\alpha-1}) = p_X(x_{\alpha-1}) + p_X(x_{\alpha}) \quad \text{distribución sobre } \bar{\mathcal{X}} \\ \bar{q}(x_j) = \frac{p_X(x_j)}{p_X(x_{\alpha-1}) + p_X(x_{\alpha})}, \quad j = \alpha-1, \alpha \quad \text{distribución del estado interno} \end{array} \right.$$

$$H(p_X) = H(p_{\bar{X}}) + p_{\bar{X}}(\bar{x}_{\alpha-1}) H(\bar{q})$$

Esta relación viene de $a \log a + b \log b = (a+b) \left(\frac{a}{a+b} \log \left(\frac{a}{a+b} \right) + \frac{b}{a+b} \log \left(\frac{b}{a+b} \right) - \log(a+b) \right)$ esta ilustrada en la figura 2-3 siguiente.

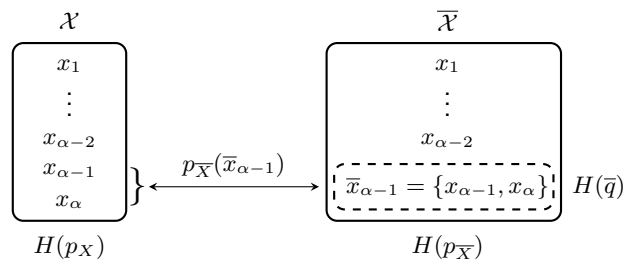


Figura 2-3: Ilustración de la propiedad de recursividad, que cuantifica como decrece la entropía en un conjunto cuando se juntan dos estados, vinclando la entropía total, la entropía despues del la agrupación y la entropía interna a los dos estados juntados.

[P8] *Concavidad*: La entropía es concava, en el sentido de que la entropía de una combinación convexa de distribuciones (mezcla) de probabilidades es siempre mayor o igual a la combinación convexa de entropías:

$$\forall \{\lambda_i\}_{i=1}^n, \quad 0 \leq \lambda_i \leq 1, \quad \sum_i \lambda_i = 1 \quad \text{and cualquier conjunto de distribuciones} \quad \{p_i\}_{i=1}^n,$$

$$H\left(\sum_i \lambda_i p_i\right) \geq \sum_i \lambda_i H(p_i)$$

Esta desigualdad es conocida como desigualdad de Jensen. Es una consecuencia directa de la concavidad de la función $\phi : u \mapsto u \log u$, como ilustrado en la figura 2-4-(a). La figura 2-4-(b) ilustra como se puede obtener una mezcla de distribuciones de dos probabilidades p_1 (dado izquierda) y p_2 (dado derecho) haciendo una elección aleatoria a partir de una moneda en este ejemplo (probabilidad λ de elegir el dado izquierdo).

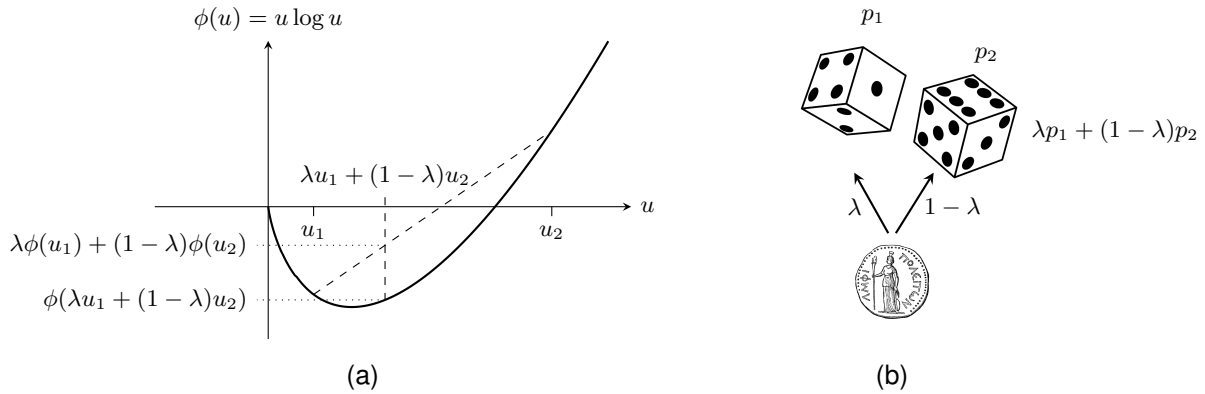


Figura 2-4: (a) $\phi(u) = u \log u$ es concava: la curva es siempre debajo de sus cuerdas; entonces, cada promedio de $\phi(u_1)$ y $\phi(u_2)$ estando en la cuerda juntando estos puntos, queda arriba de la función tomada en el promedio de u_1 y u_2 . Escribiendo eso para (más de dos puntos) sobre los $\sum_i \lambda_i p_i(x)$ y sumando sobre los x da la desigualdad de Jensen. (b) Ilustración de una distribución de mezcla, acá mezclando p_1 y p_2 a partir de una tercera variable aleatoria (acá de Bernoulli).

[P9] *Schur-concavidad*: Como se lo puede querer, lo más “concentrado” es una distribución de probabilidad, lo menos hay incerteza, y entonces lo más pequeño debe ser la entropía. Esta propiedad intuitiva se resume a partir de la noción de mayorización:

Definición 2-2 (Mayorización). Una distribución discreta finita de probabilidad p es dicha mayorizada por una distribución q ,

$$p \prec q \quad \text{ssi} \quad \sum_{i=1}^k p^\downarrow(x_i) \leq \sum_{i=1}^k q^\downarrow(x_i), \quad 1 \leq k < \alpha \quad \text{y} \quad \sum_{i=1}^{\alpha} p^\downarrow(x_i) = \sum_{i=1}^{\alpha} q^\downarrow(x_i)$$

(las últimas sumas siendo igual a 1). Si los alfabetos de definición de p y q son de tamaños diferentes,

α es el tamaño lo mas grande y la distribución sobre el alfabeto lo mas corto es completada por estados de probabilidad 0 (recuerdense de que no va a cambiar la entropia).

La Schur-concavidad se traduce por la relación

$$p \prec q \Rightarrow H(p) \geq H(q)$$

Fijense de que las cotas sobre H pueden ser vistas como consecuencia de esta desigualdad: la distribución cierta mayoriza cualquier distribución y cualquier distribución mayoriza la distribución uniforme.

prueba a partir del teorema de Karamata?

En muchos casos, uno tiene que trabajar con varias variables aleatorias. Para simplificar las notaciones, considera una par de variables X y Y definidas respectivamente sobre los alfabetos \mathcal{X} y \mathcal{Y} de cardinal $\alpha = |\mathcal{X}|$ y $\beta = |\mathcal{Y}|$. Tal par de variable puede ser vista como una variable (X, Y) definida sobre el alfabeto $\mathcal{X} \times \mathcal{Y}$ de cardinal $\alpha\beta$ tal que se defina naturalmente la entropia para esta variable; tal entropia es llamada *entropia conjunta* de X y Y :

Definición 2-3 (Entropia conjunta). Sean X e Y dos variable aleatorias definidas sobre los alfabetos discretos \mathcal{X} y \mathcal{Y} , de cardinal $\alpha = |\mathcal{X}| < +\infty$ y $\beta = |\mathcal{Y}| < +\infty$ respectivamente. Sea $p_{X,Y}$ la distribución de probabilidad conjunta de X e Y , i. e., $\forall (x, y) \in \mathcal{X} \times \mathcal{Y}$, $p_{X,Y}(x, y) = \Pr[X = x, Y = y]$. La entropia conjunta de Shannon de las variables X e Y es definida por

$$H(p_{X,Y}) = H(X, Y) = - \sum_{(x,y) \in \mathcal{X} \times \mathcal{Y}} p_{X,Y}(x, y) \log p_{X,Y}(x, y)$$

con la convención $0 \log 0 = 0$.

A partir de esta definición, aparecen otras propiedades importantes, sino que fundamentales, de la entropia de Shannon.

[P10] *Aditividad*: La entropia conjunta de dos variables aleatorias X e Y independientes se suma, y reciprocamente:

$$X \text{ e } Y \text{ independientes} \Leftrightarrow H(X, Y) = H(X) + H(Y)$$

Dicho de otra manera, para dos variables aleatorias, la incerteza global es la suma de las incertezas de cada variable individual. La propiedad " \Rightarrow " es consecuencia directa de $p_{X,Y}(x, y) = p_X(x)p_Y(y)$. Se va a probar en la sección siguiente la reciproca. Se generaliza sencillamente a un conjunto de variables aleatorias $\{X_i\}$.

[P11] *Sub-aditividad*: La entropia conjunta de dos variables aleatorias $\{X_i\}_{i=1}^n$ es siempre menor que la suma de cada entropia individual:

$$H(X_1, \dots, X_n) \leq \sum_{i=1}^n H(X_i)$$

Dicho de otra manera, variables pueden compartir información, de tal manera de que le entropia global sea menor que la suma. De la propiedad anterior, se obtiene la igualdad ssi los X_i son indepedientes.

[P12] *Super-aditividad*: La entropía conjunta de dos variables aleatorias $\{X_i\}_{i=1}^n$ es siempre mayor que cualquiera de las entropías individuales

$$H(X_1, \dots, X_n) \geq \max_{1 \leq i \leq n} H(X_i)$$

Es importante notar de que existen varios enfoques basados sobre una series de axiomas, dando lugar a la definición de la entropía tal como definido. Estos axiomas son conocidos como axiomas de Shannon-Khinchin y son la continuidad (propiedad [P1]), la maximalidad (propiedad [P5]), la expansabilidad (propiedad [P6]) y la aditividad (propiedad [P10]). Existen varios otros conjunto de axiomas, conduciendo también a la entropía de Shannon (ver Shannon (Shannon, 1948, Sec. 6) or (Shannon & Weaver, 1964), Rényi (Rényi, 1961), Fadeev (Fadeev, 1956, 1958), Khintchin (Khinchin, 1957) entre otros).

Para una serie de variables aleatorias, X_1, X_2, \dots , representando símbolos, se puede definir una entropía por símbolo como una entropía conjunta dividido por número de símbolos, $\frac{H(X_1, \dots, X_n)}{n}$, así que una tasa de entropía cuando n va al infinito.

Definición 2-4 (Taza de entropía). Sea $\mathcal{X} = \{X_i\}_{i \in \mathbb{N}^*}$ una serie de variable aleatoria. La tasa de entropía de esta serie es definida por

$$\mathcal{H}(\mathcal{X}) = \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{H(X_1, \dots, X_n)}{n}$$

Esta cantidad siempre existe, porque $H(X_1, \dots, X_n) \leq \sum_i H(X_i) \leq \sum_i \log \alpha_i \leq n \max_i \alpha_i$ donde los α_i son los cardinales de los alfabetos de definición de los X_i .

Se termina esta sub-sección con el caso de variables discretas definidas sobre un alfabeto \mathcal{X} de cardinal infinito $|\mathcal{X}| = +\infty$, por ejemplo $\mathcal{X} : \mathbb{N}$. Por analogía, se puede siempre definir la entropía como en la definición Def. 2-1. Esta extensión resuelta delicada dando de que unas propiedades se perdien. Por ejemplo, la entropía no queda acotada por arriba como se lo puede probar para la distribución de probabilidad $p(x) \propto \frac{1}{(x+2)(\log(x+2))^2}$, $x \in \mathbb{N}$, correctamente normalizada (\propto significa “proporcional a”): $\frac{\log \log(x+2)}{(x+2)(\log(x+2))^2} \geq 0$ y la serie $\sum_x \frac{1}{(x+2)\log(x+2)}$ es divergente, así que la serie $-\sum_x p(x) \log p(x)$ diverge.

2.2.2 Entropía diferencial

Volviendo a la definición Def. 2-1 de la entropía de Shannon, usando el operador E promedio estadística o esperanza matemática, se puede describir la entropía de Shannon como $H(X) = E[-\log p_X(X)]$. Con este punto de vista, es fácil extender la definición de la entropía para variables aleatorias continuas admitiendo una densidad de probabilidad. Eso da lugar a lo que es conocido como la *entropía diferencial*:

Definición 2-5 (Entropía diferencial). Sea X una variable aleatoria definida sobre un espacio d -dimensional $\mathcal{X} \subseteq \mathbb{R}^d$ y sea $p_X(x)$ la densidad (distribución) de probabilidad de X , La entropía diferencial de la variable X

es definida por

$$H(p_X) = H(X) = - \int_{\mathcal{X}} p_X(x) \log p_X(x) dx$$

(con la convención $0 \log 0 = 0$, se puede escribir la integración en \mathbb{R}^d).

Como en el caso discreto, para $X = (X_1, \dots, X_d)$, esta entropía de X es dicha entropía conjunta de los componentes X_i .

Como se lo va a ver, la entropía diferencial no tiene la misma significación de incerteza, siendo de que depende no solamente de la distribución de probabilidad, sino que de los estados también. Mas allá, no se la puede ver como límite continua de un caso discreto: a través de tal límite, se va a ver que se llama diferencial, a causa del efecto de la diferencial dx . Para ilustrar eso, considera una variable aleatoria escalar X viviendo sobre \mathbb{R} y p_X su densidad de probabilidad. Sea $\delta > 0$ y sea el alfabeto $\mathcal{X}^\delta = \{x_k\}_{k \in \mathbb{Z}}$ donde los x_k se definen tal que $p_X(x_k)\delta = \int_{k\delta}^{(k+1)\delta} p_X(x) dx$, como ilustrado en la figure 2-5. Se define la variable aleatoria discreta X^δ sobre \mathcal{X}^δ tal que $\Pr[X^\delta = x_k] = p_{X^\delta}(x_k) = p_X(x_k)\delta$. Se puede ver X^δ como la versión cuantificada de X , con $X^\delta = x_k$ cuando $X \in [k\delta, (k+1)\delta)$. Al revés, aún que sea delicado, se puede interpretar X como el “límite” de X^δ cuando δ tiende a 0. Ahora, es claro de que

$$\begin{aligned} H(X^\delta) &= - \sum_k p_{X^\delta}(x_k) \log p_{X^\delta}(x_k) \\ &= - \log \delta - \sum_k \left(p_X(x_k) \log p_X(x_k) \right) \delta \end{aligned}$$

lo que se escribe también

$$H(X^\delta) + \log \delta = - \sum_k \left(p_X(x_k) \log p_X(x_k) \right) \delta$$

Entonces, de la integración de Riemann sale que

$$\lim_{\delta \rightarrow 0} (H(X^\delta) + \log \delta) = H(X)$$

Dicho de otra manera, la entropía diferencial de X no es el límite de la entropía de su versión cuantificada: aparece con la entropía el término “diferencial” $\log \delta$.

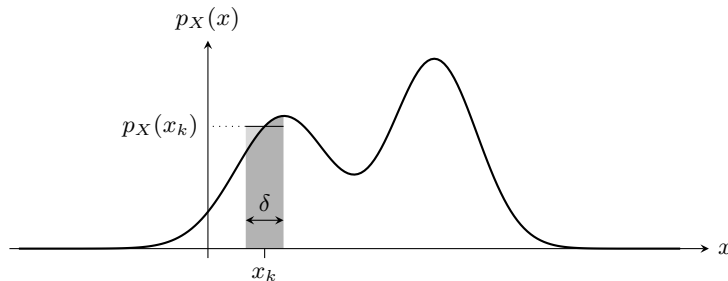


Figura 2-5: Densidad de probabilidad p_X de X , construcción del alfabeto \mathcal{X} donde se define la versión cuantificada X^δ de X con su distribución discreta de probabilidad p_{X^δ} . La superficie en gris oscuro es igual a la superficie definida por el rectángulo en gris claro.

Mas allá de esta notable diferencia entre la entropía y la entropía diferencial, la última depende de los estados, es decir que si $Y = g(X)$ con g biyectiva, no se conserva la entropía, *i. e.*, se pierde la propiedad [P3] del caso discreto:

$$\begin{aligned} H(Y) &= - \int_{\mathbb{R}^d} p_Y(y) \log p_Y(y) dy \\ &= - \int_{\mathbb{R}^d} p_Y(g(x)) \log p_Y(g(x)) |J_g(x)| dx \\ &= - \int_{\mathbb{R}^d} p_Y(g(x)) \left(\log(p_Y(g(x)) |J_g(x)|) - \log |\nabla^t g(x)| \right) |J_g(x)| dx \end{aligned}$$

donde J_g es la matriz de componentes $\frac{\partial g_i}{\partial x_j}$, Jacobiano de la transformación $g : \mathbb{R}^d \mapsto \mathbb{R}^d$ ($g \equiv [g_1(x_1, \dots, x_d) \ \dots \ g_d(x_1, \dots, x_d)]^t$) y $|\cdot|$ representa el valor absoluto del determinante de la matriz. Recordandose de que $p_X(x) = p_Y(g(x)) |J_g(x)|$, se obtiene

[P'3] Para cualquier biyección $g : \mathbb{R}^d \mapsto \mathbb{R}^d$

$$H(g(X)) = H(X) + \int_{\mathbb{R}^d} p_X(x) \log |J_g(x)| dx$$

donde el último termino, $E[\log |J_g(X)|]$ no vale cero en general. En particular, si H es invariante bajo un desplazamiento,

$$H(X + \mu) = H(X) \quad \forall \mu \in \mathbb{R}^d$$

no es invariante por cambio de escala,

$$H(aX) = H(X) + \log |a| \quad \forall a \in \mathbb{R}^*$$

Esta última relación queda valid para a matriz invertible. Por esta última relación, se puede ver que, dado X , cuando a tiende a 0, la entropía de aX tiende a $-\infty$. Es decir que, para a suficientemente pequeño, se puede tener $H(aX) < 0$, así que se pierde también la positividad, propiedad [P4]. Esta perdida definitivamente quita la interpretación de incerteza/información que hubiera podido tener la entropía diferencial. A veces, se usa lo que es llamado potencia entropica:

Definición 2-6 (Potencia entropica). Sea X una variable aleatoria d -dimensional. La potencia entropica de X es definida por

$$N(X) = \frac{1}{2\pi e} \exp\left(\frac{2}{d} H(X)\right)$$

Por construcción, $N(X) \geq 0$. Además, en el caso continuo, $N(aX + b) = |a|^2 N(X)$ (queda valida para una matriz a invertible): esta propiedad puede justificar la idea de “potencia”; además $N(aX + b)$ tiende naturalmente a cero cuando a tiende a cero. Se recupera así la noción informacional a través de N en este contexto ($aX + b$ “tiende” a b , variable determinística).

Si se pierde la propiedad de invarianza bajo una biyección, sopredentemente, se conserva la entropía bajo el equivalente continuo del rearreglo.

Definición 2-7 (Rearreglo simetrico). Sea $\mathcal{P} \subset \mathbb{R}^d$ abierto de volumen finito $|\mathcal{P}| < +\infty$. El rearreglo simetrico \mathcal{P}^\downarrow de \mathcal{P} es la bola centrada en 0 de mismo volumen que \mathcal{P} , i. e.,

$$\mathcal{P}^\downarrow = \left\{ x \in \mathbb{R}^d : \frac{2\pi^{\frac{d}{2}}|x|^d}{\Gamma(\frac{d}{2})} \leq |\mathcal{P}| \right\}$$

donde $|\cdot|$ denota la norma euclideana. Eso es ilustrado figure 2-6-a.

Sea p_X una densidad de probabilidad y sea $\mathcal{P}_t = \{y : p_X(y) > t\}$ para cualquier $t > 0$, sus conjuntos de niveles. La densidad de probabilidad³ rearreglada simetrica p_X^\downarrow de p_X es definida por

$$p_X^\downarrow(x) = \int_0^{+\infty} \mathbb{1}_{\mathcal{P}_u^\downarrow}(x) du$$

con $\mathbb{1}_A$ el indicator del conjunto A , i. e., $\mathbb{1}_A(x) = 1$ si $x \in A$ y cero sino.

Del hecho de que $\forall t < \tau \Leftrightarrow \mathcal{P}_\tau \subseteq \mathcal{P}_t \Leftrightarrow \mathcal{P}_\tau^\downarrow \subseteq \mathcal{P}_t^\downarrow$ es sencillo ver que si $x \in \mathcal{P}_\tau^\downarrow$, entonces $x \in \mathcal{P}_t^\downarrow$, lo que conduce a $p_X^\downarrow(x) > \tau$ y vice-versa. Mas alla, sobre $\mathcal{P}_{\tau+d\tau} \setminus \mathcal{P}_\tau$ la función p_X “vale” τ y sobre $\mathcal{P}_{\tau+d\tau}^\downarrow \setminus \mathcal{P}_\tau^\downarrow$ la función p_X^\downarrow “vale” tambien τ , lo que da $\int_{\mathcal{P}_\tau^\downarrow} p_X^\downarrow(x) dx = \int_{\mathcal{P}_\tau} p_X(x) dx$ (ver (Lieb & Loss, 2001; Wang & Madiman, 2004) para una prueba mas rigurosa). La representación de la definición es conocida como representación en capas de pastel (layer cake en ingles). Eso es ilustrado en la figura 2-6-b

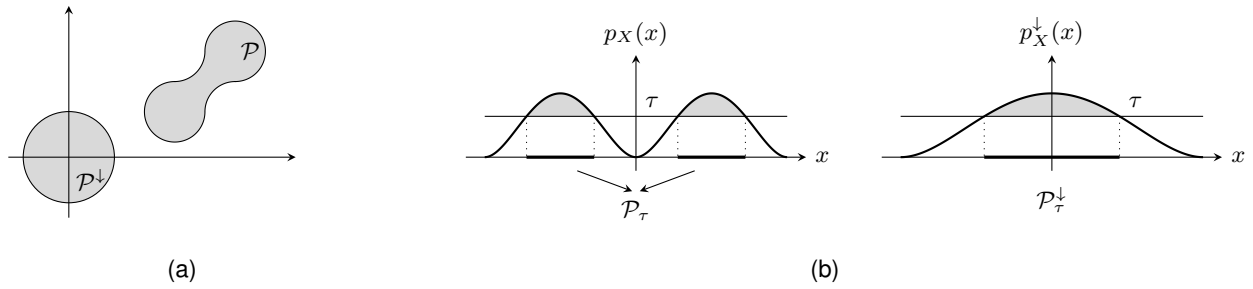


Figura 2-6: (a): Ilustración del rearreglo simetrico \mathcal{P}^\downarrow de un conjunto \mathcal{P} , siendo la bola centrada en 0 de mismo volumen. (b) Construcción del rearreglo p_X^\downarrow : dado un τ , se busca \mathcal{P}_τ y se deduce $\mathcal{P}_\tau^\downarrow$; dado un x , se busca el mayor t tal que $x \in \mathcal{P}_t^\downarrow$, este t maximo siendo entonces $p_X^\downarrow(x)$; ademas, por construcción, las superficies en grise son iguales.

[P'2] *invarianza bajo un rearreglo*: Sea p_X densidad de probabilidad sobre un abierto de \mathbb{R}^d ,

$$H(p_X^\downarrow) = H(p_X)$$

Esta propiedad es probada por ejemplo en (Lieb & Loss, 2001; Wang & Madiman, 2004).

A ver que pasa en termino de mayorizacion ???

Como se lo ha visto, la entropia diferencial no es siempre positiva, como consecuencia de [P'3]. También, la propiedad de cota superior, propiedad [P5] se pierde en general, salvo si se pone vinculos:

³Se prueba de que esta función, positiva por definición, suma a 1. Ademas, por construcción, depende unicamente de $|x|$ y decrece con $|x|$.

[P'5] a) Si \mathcal{X} es de volumen finito $|\mathcal{X}| < +\infty$, la entropía es acotada por arriba,

$$H(X) \leq \log |\mathcal{X}|$$

con igualdad ssi X es uniforme.

b) Si $\mathcal{X} = \mathbb{R}^d$ y X tiene una matriz de covarianza dada $\Sigma_X = E[XX^t]$ donde \cdot^t denota la transpuesta, la entropía es también acotada por arriba,

$$H(X) \leq \frac{d}{2} \log(2\pi e) + \frac{1}{2} \log |\Sigma_X|$$

con igualdad ssi X es gaussiana. En particular, la potencia entropica de la gaussiana vale $N(X) = |\Sigma_X|^{\frac{1}{d}}$, dando de nuevo un “sabor” de potencia a N . Como se o va a ver en este capítulo, la gaussiana juega un rol central en la teoría de la información.

En ambos casos, estas desigualdades con la distribución maximizante se obtienen resolviendo el problema de maximización de la entropía sujeto a vínculos. Se trata del caso más general en la sección 2.4.1.0.

Al final, se conservan las propiedades de concavidad [P8], de aditividad [P10] y de sub-aditividad [P11]. Es interesante de notar que de la desigualdad [P11], puramente entropica, se puede deducir la desigualdad de Hadamard, desigualdad puramente matricial: $|R| \leq \prod_i R_{i,i}$ para cualquier matriz simétrica definida positiva (viene de [P11] escrita para una gaussiana de covarianza R y tomando una exponencial de la desigualdad).

2.3 Entropía condicional, información mutua, entropía relativa

Tratando de un par de variable aleatorias X e Y , una cuestión natural que ocurre es de cuantificar la incerteza que queda sobre una de las variable cuando se observa la otra. Dicho de otra manera, si se mide $Y = y$, ¿qué información lleva sobre X ? La respuesta a esta interrogación se encuentra en la noción de entropía condicional. Si uno mide $Y = y$, la descripción estadística de X conociendo este Y se resume a la distribución condicional de probabilidad $p_{X|Y} = \frac{p_{X,Y}}{p_Y}$. Con esta restricción, se puede evaluar una incerteza sobre X , sabiendo de que $Y = y$,

$$H(X|Y = y) = H(p_{X|Y}(\cdot, y))$$

Entonces, condicionalmente a la variable aleatoria Y , la incerteza va a ser el promedio estadístico sobre todos los estados Y es decir $H(X|Y) = \sum_y p_Y(y) H(X|Y = y)$:

Definición 2-8 (Entropía condicional). Sean X e Y dos variables aleatorias discretas, la entropía condicional de X sabiendo Y es definida por

$$H(X|Y) = - \sum_{x,y} p_{X,Y}(x,y) \log p_{X|Y}(x,y)$$

Esta definición se transpone naturalmente a la entropía diferencial:

Definición 2-9 (Entropía diferencial condicional). Sean X e Y dos variables aleatorias continuas, la entropía condicional de X sabiendo Y es definida por

$$H(X|Y) = - \int_{\mathbb{R}^d} p_{X,Y}(x, y) \log p_{X|Y}(x, y) dx dy$$

Si X e Y son independientes, $p_{X|Y}$ se reduce a p_X , así que vale cero la entropía condicional:

[P13]

$$X \text{ e } Y \text{ independientes} \Leftrightarrow H(X|Y) = H(X)$$

Esta propiedad vale en ambos casos, discreto como continuo. En el caso discreto, se interpreta como el hecho de que Y no lleva ninguna información sobre X , y entonces ninguna medición de Y va a cambiar la incerteza sobre X .

Siendo $H(X|Y = y)$ una entropía, va a heredar de todas las propiedades de la entropía (diferencial). Además, de $p_{X,Y} = p_{X|Y}p_Y$ se deduce la propiedad siguiente (válida para la entropía como su extensión diferencial)

[P14] *Regla de cadena*

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

Esta regla, válida en ambos casos, discreto como continuo, se generaliza sencillamente a

$$H(X_1, \dots, X_n) = H(X_1) + \sum_{i=2}^n H(X_i | X_{i-1}, \dots, X_1)$$

De esta regla de cadena se recupera la propiedad [P13] a partir de la propiedad [P10].

Siendo $H(X|Y = y)$ una entropía, en el caso discreto esta cantidad es positiva. Entonces, en el caso discreto, $H(X|Y)$ es positiva, lo que prueba la super-aditividad [P12].

De la regla de cadena $H(X, Y) = H(X|Y) + H(Y) = H(Y|X) + H(X)$ aparece que las cantidades $H(X|Y) - H(X)$, $H(Y|X) - H(Y)$ y $H(X, Y) - H(X) - H(Y)$ son todas iguales. Estas cantidades definen lo que se llama la información mutua entre X e Y :

Definición 2-10 (Información mutua). Sean X e Y dos variables aleatorias, la información mutua entre X e Y es la cantidad simétrica

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

En el caso discreto se expresa

$$I(X; Y) = \sum_{x,y} p_{X,Y}(x, y) \log \left(\frac{p_{X,Y}(x, y)}{p_X(x)p_Y(y)} \right)$$

y su forma diferencial, se escribe

$$I(X; Y) = \int_{\mathbb{R}^d} p_{X,Y}(x, y) \log \left(\frac{p_{X,Y}(x, y)}{p_X(x)p_Y(y)} \right) dx dy$$

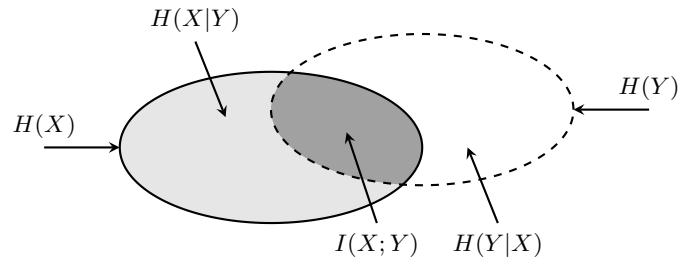


Figura 2-7: Diagrama de Venn: Ilustración de la definición de la entropía condicional, información mutua, y los vínculos entre cada medida. La superficie del elipse en línea llena (parte grise) representa $H(X)$ y el interior de la en línea punteada representa $H(Y)$. La parte grise clara representa $H(X|Y)$ superficie del “conjunto $H(X)$ ” quitando la parte que pertenece a $H(Y)$. La parte blanca representa $H(Y|X)$ superficie del “conjunto $H(Y)$ ” quitando la parte que pertenece a $H(X)$. La parte en grise oscuro es entonces lo que X e Y comparten, es decir $I(X; Y)$.

Las diferentes cantidades pueden ser vistas a través de una visión ensemblista, como descrita en la figura 2-7. Este diagrama es conocido como diagrama de Venn.

Como se lo va a probar, I es positiva; representa realmente una información, la compartida entre X e Y . Si de la incerteza de X se quita la incerteza de X una vez que Y es medida, lo que queda tiene la significación de la información que estas variables tienen en común. Para probar la positividad de I , se introduce de manera más general la noción de entropía relativa, conocida también como divergencia de Kullback-Leibler (Cover & Thomas, 2006; Rioul, 2007; ?, ?): **Buscar ref de Kullback and so on**

Definición 2-11 (Entropía relativa). La entropía relativa, o divergencia de una distribución de probabilidad q , con respecto a una distribución de referencia p , donde el alfabeto de definición de p incluye lo de q , es definida como

$$D(q||p) = \sum_x q(x) \log \left(\frac{q(x)}{p(x)} \right)$$

o, en su forma diferencial

$$D(q||p) = \int_{\mathbb{R}^d} q(x) \log \left(\frac{q(x)}{p(x)} \right) dx$$

Esta medida se puede ver como una entropía de la distribución q , relativamente a una distribución de referencia p . Por ejemplo, en el caso discreto finito, si p es la distribución uniforme sobre un alfabeto de cardinal α , $D(q||p) = \log \alpha - H(q)$, lo que representa una desviación de la entropía con su valor maximal. La misma interpretación queda en el caso continuo con la ley uniforme (p y q definidas sobre el mismo espacio de volumen finito) o con la gaussiana (p y q dando la misma matriz de covarianza). Como para la entropía, cuando se necesitará un logaritmo específicamente de base a , se notará la divergencia D_a .

Lema 2-1 (Positividad de la entropía relativa).

$$D(q||p) \geq 0 \quad \text{con igualdad ssi } p = q \text{ (c.s.)}$$

donde (c.s.) significa “casi siempre”.

Demostración. Existen varias pruebas, pero la mas linda puede ser la usando la desigualdad de Jensen: para ϕ estrictamente convexa, $E[\phi(X)] \geq \phi(E[X])$ con igualdad ssi X es determinística (casi siempre). Sea X de distribución o densidad de probabilidad p . En el caso discreto como diferencial, se escribe la entropía relativa $D(q||p) = E \left[\frac{q(X)}{p(X)} \log \left(\frac{q(X)}{p(X)} \right) \right]$. Sea $Y = \frac{q(X)}{p(X)}$ y $\phi(u) = u \log u$, función estrictamente convexa. Entonces $D(q||p) = E[\phi(Y)] \geq \phi(E[Y])$. Con $E[Y] = E \left[\frac{q(X)}{p(X)} \right] = \sum_x q(x) = 1$ (y con una integral en el caso diferencial) y $\phi(1) = 0$ se termina la prueba. El caso de igualdad apareciendo ssi Y es determinística, es decir $\frac{p(X)}{q(X)}$ determinística, es equivalente a $p(x) \propto q(x)$ (c.s.), i. e., $p = q$ (c.s.) porque ambas suman a uno. \square

Eso es la desigualdad de Gibbs

Esta propiedad, valide en el caso discreto como continuo, tiene consecuencias, cuando se fije de que

$$I(X; Y) = D(p_{X,Y} || p_X p_Y)$$

i. e., la información mutua es la divergencia de Kullback-Leibler de la distribución conjunta relativa al producto de las marginales.

[P15] *I es positiva, como medida de independencia:*

$$I(X; Y) \geq 0 \quad \text{con igualdad ssi } X \text{ e } Y \text{ son independientes}$$

[P16] *Condicionar reduce la entropía*

$$H(X|Y) \leq H(X) \quad \text{con igualdad ssi } X \text{ e } Y \text{ son independientes}$$

Esta desigualdad, con la regla de cadena, prueba la sub-aditividad [P11]. Esta reducción vale en promedio, pero el conocimiento de un valor particular puede ser tal que $H(X|Y = y) > H(X)$, i. e., aumentar la entropía! (ver ejemplos en (Rioul, 2007, p. 59))

Fijense que si D es positiva, no es simétrica y tampoco satisface la desigualdad triangular. Por eso, no es una distancia y tiene el nombre de *divergencia*. La distribución de referencia p juega un rol fundamental.

2.4 Unas identidades y desigualdades

Desigualdades de Fano? Rioul p. 78, Cover P. 663

2.4.1 El principio de entropía máxima

En la termodinámica, el estudio de las características macroscópicas (dinámica de las moléculas) es prohibitivo tan el número de moléculas es importante. Por ejemplo, un litro del gas que respiramos contiene $2,7 \times 10^{22}$ moléculas. De esta constatación se desarrolló la física estadística bajo el impulso de Boltzmann (Boltzmann, 1896, 1898), Maxwell (Maxwell, 1867), Gibbs (Gibbs, 1902), Planck (Planck, 2015) entre

otros (see also (Jaynes, 1965)), considerando el sistema macroscopico a través de lo que llamaron ensembles estadísticos: el sistema global (macroscopio) es al equilibrio pero las configuraciones (micro-estados) son fluctuantes. Se una forma, se puede asociar una configuración por su frecuencia de ocurrencia (imaginando tener una infinidad de copias del sistema en el mismo estado macroscopio), es decir su probabilidad de ocurrencia. En este marco, la entropía, describiendo la falta de información, juega un rol fundamental. Un sistema sujeto a vínculos, como por ejemplo teniendo una energía dada, debe estar en sus estado lo mas desorganizado dando los vínculos. En su marco, se introdujo la noción de entropía termodinámica, pero la misma es tremendamente vinculada a la entropía de Shannon (claramente, identificando las frecuencias a probabilidades de ocurrencia) ⁴. En otro terminos, la distribución describiendo los micro-estados debe ser de entropía máxima, dando los vínculos. Por ejemplo, en un gas perfecto, donde las partículas no interactúan (aparte chocándose), la energía es dada por las velocidades (suma de las energías cinéticas individuales). Dando una energía fija, la distribución de las velocidad debe ser de entropía máxima sujeto a la energía dada (nada mas que la energía va a “organizar” las configuraciones posibles). Intuitivamente, en un sistema aislado de N partículas, las configuraciones van a ser equiprobables, precisamente la distribución maximizando la entropía. En la sección 2.5.4.0 se va a desarrollar un poco mas este ejemplo.

De manera general, el problema se formaliza como la búsqueda de la entropía máxima sujeto a vínculos. Si este principio nació en mecánica estadística (ver también (Jaynes, 1957a, 1957b, 1965)), encontró un echo en varios dominios: en inferencia bayesiana para elegir distribuciones del a priori ⁵ conociendo unos momentos de la lei (Robert, 2007; Jaynes, 1968, 1982), hacer estimación espectral o de procesos estocásticos autoregresivos (Burg, 1967, 1975; Jaynes, 1982) o (Cover & Thomas, 2006, cap. 12), entre otros (Kapur & Kesavan, 1992, & ref.).

Sea X variable aleatoria viviendo sobre $\mathcal{X} \subset \mathbb{R}^d$ con K momentos $E[M_k(X)] = m_k$ fijos, con $M_x : \mathcal{X} \rightarrow \mathbb{R}$, el problema de entropía máxima se formula de la manera siguiente en el caso continuo (es el caso discreto, hay que reemplazar integrales por sumas): sean $M(x) = \begin{bmatrix} 1 & M_1(x) & \dots & M_K(x) \end{bmatrix}^t$ y $m = \begin{bmatrix} 1 & m_1 & \dots & m_K \end{bmatrix}^t$, se busca,

$$p^* = \underset{p}{\operatorname{argm\acute{a}x}} H(p) \quad \text{sujeto a} \quad p \geq 0, \quad \int_{\mathcal{X}} M(x) p(x) dx = m$$

donde los dos primeros vínculos aseguran de que p^* (positividad, normalización) sea una distribución de probabilidad. En el ejemplo del gas, $K = 1$, $M_1(x) = \sum_i x_i^2$ (los x_i son las velocidades). Introduciendo factores de Lagrange $\lambda = \begin{bmatrix} \lambda_0 & \lambda_1 & \dots & \lambda_K \end{bmatrix}^t$ para tener en cuenta los vínculos, el problema variacional consiste a resolver (Gelfand & Fomin, 1963; van Brunt, 2004; Miller, 2000; Cambini & Martein, 2009; Cover & Thomas,

⁴Ver epígrafe del capítulo...

⁵A partir de una distribución parametrizada por un parámetro θ . El enfoque de bayesiano consiste a modelizar θ aleatorio, digamos Θ , tal que la distribución de observaciones se escribe entonces $p_{X|\Theta}$. Inferir θ a partir de observaciones x consiste a determinar la distribución dicha *a posteriori* $p_{\Theta|X}$. Por eso, hace falta darse una distribución dicha *a priori* p_{Θ} . Si se conocen momentos por una razón o una otra, se puede elegir esta distribución la “menos informativa” posible, *i. e.*, de entropía máxima dados los momentos.

2006)

$$p^* = \operatorname{argm\acute{a}x}_p \int_{\mathcal{X}} (-p(x) \log p(x) + \lambda^t M(x) p(x)) dx$$

donde λ será determinado para satisfacer los vínculos. De la ecuación de Euler-Lagrange (?; van Brunt, 2004), esquemáticamente anulando la “derivada” del integrando con respecto a p (será realmente un gradiente los componentes de p en el caso discreto), reparametrizando los factores de Lagrange, se obtiene

$$p^*(x) = e^{\lambda^t M(x)}$$

con λ tal que se satisfacen los vínculos de normalización y momentos. Esta distribución cae en la familia conocida como *familia exponencial* donde los M_k son conocidos como *estadísticas suficientes* y los λ_k *parámetros naturales* (Darmois, 1935; Koopman, 1936; Andersen, 1970; Kay, 1993; Lehmann & Casella, 1998; Robert, 2007).

Un problema que puede aparecer es que no se puede determinar λ tal que se satisfacen todos los vínculos, en particular la de normalización. Por ejemplo, si $\mathcal{X} = \mathbb{R}$ y $K = 0$, p debería ser constante (lei uniforme) sobre \mathbb{R} , lo que no es normalizable ⁶. En otros términos, en este caso, el problema no tiene solución ⁷.

Existe una prueba informacional de este resultado, saliendo de la solución:

Lema 2-2. Sea $\mathcal{P}_m = \left\{ p \geq 0 : \int_{\mathcal{X}} M_k(x) p^*(x) dx = m \right\}$ y $p^* \in \mathcal{P}_m$ que sea de la forma $p^* = e^{\lambda^t M(x)}$. Entonces

$$\forall p \in \mathcal{P}_m, \quad H(p) \leq H(p^*) \quad \text{con igualdad ssi } p = p^*$$

Demostración.

$$\begin{aligned} H(p) &= - \int_{\mathcal{X}} p(x) \log p(x) dx \\ &= - \int_{\mathcal{X}} p(x) \log \left(\frac{p(x)}{p^*(x)} \right) dx - \int_{\mathcal{X}} p(x) \log p^*(x) dx \end{aligned}$$

De $\log p^* = \lambda^t M$ se obtiene

$$\begin{aligned} H(p) &= -D(p \| p^*) - \int_{\mathcal{X}} \lambda^t M(x) p(x) dx \\ &= -D(p \| p^*) - \int_{\mathcal{X}} \lambda^t M(x) p^*(x) dx \\ &= -D(p \| p^*) - \int_{\mathcal{X}} p^*(x) \log p^*(x) dx \\ &= -D(p \| p^*) + H(p^*) \end{aligned}$$

⁶En el enfoque bayesiano se puede que no sea problemático, si el a posteriori es normalizable (Robert, 2007), pero va más allá de la meta de esta sección.

⁷Más precisamente, existen casos en los cuales se puede acotar la entropía por arriba por un H^{\sup} , tal que $\sup_p H(p) \leq H^{\sup}$ pero no se puede alcanzar esta cota, i. e., es un supremum, no un máximo (Cover & Thomas, 2006, sec. 12.3).

porque $p, p^* \in \mathcal{P}_m$ y $\lambda^t M = \log p^*$. La prueba se cierra notando que $D \geq 0$ con igualdad si y solamente si $p = p^*$. \square

Este lema prueba que, dando vinculos “razonables”, la entropia es acotada por arriba, y que se alcanza la cota para una distribución de la familia exponencial. Por ejemplo,

- Con $K = 0$ y \mathcal{X} de volumen finito $|\mathcal{X}| < +\infty$, la distribución de entropia máxima es la distribución uniforme de la propiedad [P’5]a sección 2.2.2.0 en el caso continuo, o propiedad [P5] sección 2.2.1.0 en el caso discreto.
- Con $K = 1$, $\mathcal{X} = \mathbb{R}^d$ y $M(x) = xx^t$ (visto con d^2 vinculos), la distribución de entropia máxima es la distribución gaussiana de la propiedad [P’5]b sección 2.2.2.0.

2.4.2 Desigualdad de la potencia entropica

Sean X e Y dos variables indepedientes. Si se sabe las relaciones entre $H(X, Y)$, $H(X)$, $H(Y)$, una pregunta natural concierne la relación que podrian tener $X + Y$ con cada variable en termino de entropia. La respuesta no es trivial, y el resultado general concierne el caso de variables continuas sobre \mathbb{R}^d . Es conocido como desigualdad de la potencia entropica (EPI para entropy power inequality en inglés). No vincula las entropias, sino que las potencias entropicas.

Teorema 2-1 (Desigualdad de la potencia entropica). *Sean X e Y dos variables d -dimensionales continuas indepedientes, entonces*

$$N(X + Y) \geq N(X) + N(Y)$$

con igualdad sii X e Y son gaussianas con matrices de covarianza proporcionales, $\Sigma_Y \propto \Sigma_X$ (siempre verdad en el contexto escalar).

Existen varias formulaciones alternativas a esta desigualdad (Shannon, 1948; Lieb, 1978; Cover & Thomas, 2006; Dembo et al., 1991; Rioul, 2007):

1. Sean \tilde{X} y \tilde{Y} gaussianas independientes de matriz de covarianza proporcionales y tal que $H(\tilde{X}) = H(X)$ y $H(\tilde{Y}) = H(Y)$. Entonces

$$N(X + Y) \geq N(\tilde{X} + \tilde{Y})$$

con igualdad sii X y Y son gaussianas.

2. *Desigualdad de preservación de covarianza:*

$$\forall 0 \leq \lambda \leq 1, \quad H(\sqrt{\lambda}X + \sqrt{1-\lambda}Y) \geq \lambda H(X) + (1-\lambda)H(Y)$$

con igualdad el el caso gaussiano con matrices de covarianza proporcionales.

La prueba de esta(s) desigualdad(es) no es trivial. Numeras versiones existen, dadas por ejemplo en las referencias (Blachman, 1965; Stam, 1959; Shannon & Weaver, 1964; Rioul, 2007, 2011, 2017; Cover & Thomas, 2006; Dembo et al., 1991; Lieb, 1978; Verdú & Guo, 2006) (ver tambien teorema 6 de (Lieb, 1975)) entre otros. Como se lo puede ver, la gaussiana juega un rol particular en esta desigualdad, saturandola.

Ver si es corto probar la equivalencia entre las tres formas. Existe una forma, de Madiman, a traver rearreglo

Esta desigualdad se usa para probar otras desigualdades, como por ejemplo la desigualdad de Minkowsky $|R_1 + R_2|^{\frac{1}{d}} \geq$ para cualquier matrices R_1, R_2 simetricas definidas positivas (viene de X e Y gaussianas de covarianza R_1 y R_2). Aparece también para acotar información mutua entre variables y calcular la capacidad de un canal de comunicación como se le va a ver (Cover & Thomas, 2006; Dembo et al., 1991; Rioul, 2007; Johnson, 2004).

En el caso discreto, no hay un resultado general. Existient solamente resultados para variables particulares (?, ?, ?).

2.4.3 Desigualdad de procesamiento de datos

Esta desigualdad traduce que procesando datos, no se puede aumentar la información disponible sobre una variable. Se basa sobre una desigualdad que satisface la información mutua aplicada a un proceso de Markov.

Definición 2-12 (Proceso de Markov). *Una secuencia $X_1 \mapsto X_2 \mapsto \dots \mapsto X_n$ es dicha de Markov si para cualquier $i > 1$,*

$$p_{X_{i-1}, X_{i+1} | X_i} = p_{X_{i-1} | X_i} p_{X_{i+1} | X_i}$$

Dicho de otra manera, condicionalmente a X_i , las variables X_{i-1} y X_{i+1} son independientes. Eso es equivalente a

$$p_{X_{i+1} | X_i, X_{i-1}, \dots} = p_{X_{i+1} | X_i}$$

Si i representa un tiempo, significa que la esdadistica de X_{i+1} conociendo todo el pasado se reduce a esa conociendo el pasado inmediato (las probabilidades dichas de transición $p_{X_{i+1} | X_i}$ caracterisan completamente el proceso). Es sencillo fijar de que $X_n \mapsto X_{n-1} \mapsto \dots \mapsto X_1$ es tambien un proceso de Markov.

Teorema 2-2 (Desigualdad de procesamiento de datos). *Sea $X \mapsto Y \mapsto Z$ un proceso de Markov. Entonces,*

$$I(X; Y) \geq I(X; Z)$$

con igualdad sii $X \mapsto Z \mapsto Y$ es también un proceso de Markov. En particular, es sencillo ver que para cualquier función g , $X \mapsto Y \mapsto g(Y)$ es un proceso de Markov, lo que da

$$\forall g, \quad I(X; Y) \geq I(X; g(Y))$$

La última desigualdad se escribe también $H(X|g(Y)) \geq H(X|Y)$ y significa que procesar Y no aumenta la información que Y da sobre X (la incerteza condicional es mas importante).

Demostración. Por definición de la información mutua, considerando X y la variable conjunta (Y, Z) ,

$$\begin{aligned} I(X; Y, Z) &= H(X) - H(X|Y, Z) \\ &= H(X) - H(X|Y) + H(X|Y) - H(X|Y, Z) \end{aligned}$$

Por la propiedad que $Z \mapsto Y \mapsto X$ sea también un proceso de Markov, es sencillo probar que $H(X|Y, Z) = H(X|Y)$ (conciendo Y suffice para caracterisar completamente X), lo que da

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

También,

$$\begin{aligned} I(X; Y, Z) &= H(X) - H(X|Z) + H(X|Z) - H(X|Y, Z) \\ &= I(X; Y) + H(X|Z) - H(X|Y, Z) \end{aligned}$$

Ademas, escribiendo $\frac{p_{X|Y,Z}}{p_{X|Z}} = \frac{p_{X|Y,Z}p_{Y|Z}}{p_{X|Z}p_{Y|Z}} = \frac{p_{X,Y|Z}}{p_{X|Z}p_{Y|Z}}$ se muestra que $H(X|Z) - H(X|Y, Z)$ es una divergencia de Kullback-Leibler de $p_{X,Y|Z}$ relativamente a $p_{X|Z}p_{Y|Z}$, o información mutua $I(X; Y|Z)$ entre X e Y , condicionalmente a Z). Entonces

$$I(X; Y) = I(X; Z) + I(X; Y|Z)$$

lo que proba la desigualdad del hecho de que una divergencia sea no negativa. Ademas, se obtiene la igualdad sii $I(X; Y|Z) = 0$, es decir X e Y independientes condicionalmente a Z , lo que es la definición de que $X \mapsto Z \mapsto Y$ sea un proceso de Markov. \square

2.4.4 Secunda lei de la termodinamica

Tratando de procesos de Markov, aparece el equivalente de la secunda lei de la termodinamica: un sistema aislado evolua hasta llegar su estado lo mas desorganizado.

Lema 2-3 (ver (Cover & Thomas, 2006)). Sea $X_1 \mapsto X_2 \mapsto \dots \mapsto X_n \mapsto \dots$ un proceso de Markov, con probabilidades de transición $p_{X_{n+1}|X_n}$ dadas. Estas modelan el sistema, independiente de las condiciones iniciales. Sean dos distribuciones (condiciones) iniciales diferentes p_1 y q_1 , conduciendo a las distribuciones p_n y q_n para X_n . Entonces:

- Para cualquier $n \geq 1$,

$$D(p_{n+1}||q_{n+1}) \leq D(q_n||p_n)$$

las distribuciones p_n y q_n no se “alejan” (tiende a acercarse);

- Si p^* es una distribución estacionaria,

$$D(p_{n+1} \| p^*) \leq D(p_n \| p^*)$$

la distribución no se aleja de la distribución estacionaria.

- Además, si los X_n viven sobre \mathcal{X} de cardinal o volumen finito y si p^* es uniforme sobre \mathcal{X} ,

$$H(X_{n+1}) \geq H(X_n)$$

el sistema tiende a desorganizarse (y recuerdese de que la distribución uniforme es la de entropía máxima).

Demostración. Escribiendo $p_{n+1,n}$ y $q_{n+1,n}$ las distribuciones conjunta de (X_{n+1}, X_n) para las dos condiciones iniciales, $p_{n+1|n}$ y $q_{n+1|n}$ las distribuciones condicionales de $X_{n+1}|X_n$ así que, $p_{n|n+1}$ y $q_{n|n+1}$ las distribuciones condicionales de $X_n|X_{n+1}$, se muestra sencillamente que $D(p_{n+1,n} \| q_{n+1,n}) = D(p_{n+1} \| q_{n+1}) + D(p_{n+1|n} \| q_{n+1|n}) = D(p_n \| q_n) + D(p_{n|n+1} \| q_{n|n+1})$. Además, $p_{n+1|n} = p_{X_{n+1}|X_n} = q_{n+1|n}$, conduciendo a $D(p_{n+1|n} \| q_{n+1|n}) = 0$ y entonces $D(p_{n+1} \| q_{n+1}) = D(p_n \| q_n) + D(p_{n|n+1} \| q_{n|n+1})$. $p_{n|n+1}$ no es necesariamente igual a $q_{n|n+1}$, pero la divergencia siendo nonnegativa, se obtiene la primera desigualdad. La segunda desigualdad se obtiene tomando $q_n = p^*$. Además, si p^* es uniforme $p^*(x) = \frac{1}{|\mathcal{X}|}$ da $D(p_n \| p^*) = -H(X_n) + \log |\mathcal{X}|$, dando la última desigualdad. \square

2.4.5 Principio de incerteza entropico

2.4.6 Un foco sobre la información de Fisher

Si la entropía y las herramientas relacionadas son naturales como medida de información, no se puede resumir una distribución a una medida escalar. En el marco de la teoría de la estimación, R. Fisher introdujo una noción de información intimamente relacionada al error cuadrático en la estimación de un parámetro a partir de una variable parametrizado por este parámetro (Fisher, 1922, 1925; Kay, 1993; van den Bos, 2007; Cover & Thomas, 2006; Frieden, 2004).

Mencionamos que en esta sección, se usará el logaritmo natural.

Definición 2-13 (Matriz información de Fisher paramétrica). Sea X una variable aleatoria parametrizada por un parámetro m -dimensional, $\theta \in \Theta \subseteq \mathbb{R}^m$, de distribución de probabilidad $p_X(\cdot; \theta)$ continua sobre $\mathcal{X} \subseteq \mathbb{R}^d$ su soporte. Asume que p_X sea diferenciable en θ sobre Θ . La matriz de Fisher, de tamaño $m \times m$ es definida por

$$J_\theta(X) = \mathbb{E} \left[\left(\nabla_\theta \log p_X(X; \theta) \right) \left(\nabla_\theta \log p_X(X; \theta) \right)^t \right]$$

donde $\nabla_\theta = \left[\cdots \frac{\partial}{\partial \theta_i} \cdots \right]^t$ es el gradiente en θ . Es la matriz de covarianza del score parametrico $S(X) = \nabla_\theta \log p_X(X; \theta)$ (se prueba que su promedio es cero), siendo $\log p_X$ la log-verosimilitud. Bajo condiciones de regularidad, se puede mostrar⁸ que $J_\theta(X)$ es también menos el promedio de la Hessiana⁹ \mathcal{H}_θ de $\log p_X(X; \theta)$.
Nota: a veces se define la información de Fisher como $\text{Tr}(J)$, traza de la matriz información de Fisher.

Como para la entropía, la matriz de Fisher se escribe generalmente $J_\theta(X)$, a pesar de que no sea función de X pero de la densidad de probabilidad. Se la notara también $J_\theta(p_X)$ según la escritura la mas conveniente.

Tomando el gradiente en x en lugar de θ da la matriz de información de Fisher no parametrica,

Definición 2-14 (Matriz información de Fisher no parametrica). Sea X una variable aleatoria de distribución de probabilidad p_X definida sobre $\mathcal{X} \subseteq \mathbb{R}^d$ su soporte. Asuma que p_X sea diferenciable (en x). La matriz de Fisher no parametrica, $d \times d$ es definida por

$$J(X) = \mathbb{E} \left[\left(\nabla_x \log p_X(X) \right) \left(\nabla_x \log p_X(X) \right)^t \right]$$

Es la matriz de covarianza de la función score $\nabla_x \log p_X(X)$ (se prueba que su promedio también es cero) o, bajo condiciones de regularidad, menos el promedio de la Hessiana en x de la log-verosimilitud.

Es interesante notar que:

- Cuando θ es un parametro de posición, $p_X(x; \theta) = p(x - \theta)$, $\nabla_\theta \log p_X = -\nabla_x \log p_X$ y la información parametrica se reduce a la información no parametrica.
- Si X es gaussiano de matriz de covarianza Σ_X , entonces se muestra sencillamente de que $J(X) = \Sigma_X^{-1}$ (o, de una forma, inversa de la dispersión o incerteza en termino de estadísticas de orden 2).
- Es sencillo ver que, por definición $J_\theta(X)$ y $J(X)$ son simetricas y que $J_\theta(X) > 0$ y $J(X) > 0$ donde estas desigualdades significan que las matrices son definidas positivas (los autovalores son positivos).
Ademas,

$$\forall a \neq 0, \quad J(aX) = \frac{1}{|a|^2} J(X)$$

(queda valide para a matriz invertible). Esta relación da a $J(X)$ un sabor de información en el sentido de que, cuando a tiende al infinito, $J(aX)$ tiende a 0; aX tiende a ser muy diepersas así que no hay información sobre su posición.

- J_θ y J son convexas en el sentido de que para cualquier conjunto de $\lambda_k \geq 0$, $\sum_{k=1}^K \lambda_k = 1$ y cualquier conjunto de distribuciones p_k , $k = 1, \dots, K$ (Cohen, 1968; Frieden, 2004),

$$J_\theta \left(\sum_{k=1}^K \lambda_k p_k \right) < \sum_{k=1}^K \lambda_k J_\theta(p_k) \quad \text{y} \quad J \left(\sum_{k=1}^K \lambda_k p_k \right) < \sum_{k=1}^K \lambda_k J(p_k)$$

⁸Es una consecuencia del teorema de la divergencia, suponiendo que los bordes del dominio de X no depende de θ y que la función score se cancela en estos bordes.

⁹Para $f : \mathbb{R}^m \mapsto \mathbb{R}$, $\mathcal{H}_\theta f$ es la matriz de componentes $\frac{\partial^2 f}{\partial \theta_i \partial \theta_j}$.

donde $A < B$ significa que $B - A$ es definida positiva. La prueba es dada por Cohen en el caso escalar, pero se extiende sin costo adicional en el caso multivariado. Hace falta probarlo para $K = 2$ y, por recurrencia, se extiende por cualquier K . En este caso, observando que $(\nabla \log p)(\nabla \log p)^t p = \frac{(\nabla p)(\nabla p)^t}{p}$, considerando el gradiente con respecto a θ (resp. x) tratando de J_θ (resp. J), se obtiene $\sum_k \lambda_k \frac{(\nabla p_k)(\nabla p_k)^t}{p_k} - \frac{(\nabla \sum_k \lambda_k p_k)(\nabla \sum_k \lambda_k p_k)^t}{\sum_k \lambda_k p_k} = \frac{1}{\sum_k \lambda_k p_k} \sum_{k,l} \lambda_k \lambda_l \left(\frac{p_l}{p_k} (\nabla p_k)(\nabla p_k)^t - (\nabla p_k)(\nabla p_l)^t \right)$, lo que vale (tratamos del caso $K = 2$), $\frac{\lambda_1 \lambda_2}{p_2 p_2 (\lambda_1 p_1 + \lambda_2 p_2)} (p_2 \nabla p_1 - p_1 \nabla p_2)(p_2 \nabla p_1 - p_1 \nabla p_2)^t \geq 0$. No puede ser idénticamente cero (salvo si $\lambda_1 \lambda_2 = 0$ o $p_1 = p_2 \dots$) así que se obtiene la desigualdad sobre la matriz de Fisher integrando esta desigualdad.

Una otra interpretación de J como información es debido a la desigualdad de Cramér-Rao que la vincula a la covarianza de estimación ¹⁰ (Rao, 1945, 1992; Rao & Wishart, 1947; Cramér, 1946; Rioul, 2007; Cover & Thomas, 2006; Frieden, 2004; Kay, 1993; van den Bos, 2007). Sea X parametrizada por θ . La meta es estimar θ a partir de X . Tal estimador va a ser una función únicamente de X , lo que se escribe usualmente ¹¹ $\hat{\theta}(X)$ (la función no depende explícitamente de θ). Las características de la calidad de un estimador es naturalmente su bias $b(\theta) = E[\hat{\theta}(X)] - \theta$ y su matriz covarianza $\Sigma_{\hat{\theta}}$ (la varianza da la dispersión alrededor de su promedio). La desigualdad de Cramér-Rao acota por debajo esta covarianza.

Teorema 2-3 (Desigualdad de Cramér-Rao). *Sea X parametrizada por θ , de densidad de soporte $\mathcal{X} \subseteq \mathbb{R}^d$ independiente de θ y $\hat{\theta}(X)$ un estimador de θ . Sea $b(\theta)$ su bias y $\Sigma_{\hat{\theta}}$ su matriz de covarianza. Sea $J_b(\theta)$ la matriz Jacobiana del bias b . Entonces,*

$$\Sigma_{\hat{\theta}} - (I + J_b(\theta)) J_\theta(X)^{-1} (I + J_b(\theta))^t \geq 0$$

En particular, en el caso θ escalar,

$$\sigma_{\hat{\theta}}^2 \geq \frac{(1 + b'(\theta))^2}{J_\theta(X)}$$

donde b' es la derivada de b .

Tomando θ parametro de posición y $\hat{\theta} = X$, estimador sin bias ($b = 0$), eso da lo que es conocido como la desigualdad no paramétrica de Cramér-Rao y toma la expresión

$$\Sigma_X - J(X)^{-1} \geq 0$$

o, en el caso escalar,

$$\sigma_X^2 \geq \frac{1}{J(X)}$$

Ademas, en el caso no paramétrico, se alcanza la cota si y solamente si X es un vector gaussiano.

¹⁰De hecho, pareció esta formula también en los papeles de Fréchet y de Darmois (Fréchet, 1943; Darmois, 1945). Como citado por Fréchet, aparece que la primera versión de esta formula es mucho mas vieja y debido a K. Pearson & Filon (Pearson & Filon, 1898) en 1898; luego fue extendido por Edgeworth (Edgeworth, 1908), Fisher (Fisher, 1925) o Doob (Doob, 1936).

¹¹Por ejemplo, si θ es un promedio común a los componentes de X , un estimador podría ser $\hat{\theta} = \frac{1}{d} \sum_i X_i$.

Esta desigualdad acota la variación de cualquier estimador, i. e., da la varianza o error mínima que se puede esperar. Esta cota es el inverso de la información de Fisher, i. e., $J_\theta(X)$ caracteriza la información que X tiene sobre θ .

Demostración. Sea $S = \nabla_\theta \log p_X$ y $\theta_0 = E[\hat{\theta}(X)] = \theta + b(\theta)$. Fijándose que $\nabla_\theta \log p_X p_X = \nabla_\theta p_X$, que $\hat{\theta}$ no es función de θ , y que el soporte \mathcal{X} no depende de θ , se obtiene ¹²

$$\begin{aligned} E\left[S(X) \left(\hat{\theta}(X) - \theta_0\right)^t\right] &= \int_{\mathcal{X}} \nabla_\theta p_X(x; \theta) \hat{\theta}(x)^t dx - \left(\int_{\mathcal{X}} \nabla_\theta p_X(x; \theta) dx\right) \theta_0^t \\ &= \nabla_\theta \int_{\mathbb{R}^d} p_X(x; \theta) \hat{\theta}(x)^t dx - \left(\nabla_\theta \int_{\mathbb{R}^d} p_X(x; \theta) dx\right) \theta_0^t \\ &= \nabla_\theta (\theta + b(\theta)) - (\nabla_\theta 1) \theta_0^t \\ &= (I + J_b(\theta))^t \end{aligned}$$

Además, fijándose que $E[S(X)S(X)^t] = J_\theta(X)$ y $E\left[\left(\hat{\theta}(X) - \theta_0\right) \left(\hat{\theta}(X) - \theta_0\right)^t\right] = \Sigma_{\hat{\theta}}$, la desigualdad de Cauchy-Bunyakovsky-Schwarz ¹³ conduce a

$$\left(u^t (I + J_b(\theta))^t v\right)^2 = E\left[u^t S(X) \left(\hat{\theta}(X) - \theta_0\right)^t v\right]^2 \leq u^t J_\theta(X) u v^t \Sigma_{\hat{\theta}} v$$

La prueba se termina tomando $u = J_\theta(X)^{-1} (I + J_b(\theta))^t v$ (recordándose que J es simétrica).

Con la elección de u , en la desigualdad de Cauchy-Bunyakovsky-Schwarz, se obtiene la igualdad cuando, $v^t J(X)^{-1} S(x) \propto v^t (x - \theta)$ para cualquier v y x , es decir $\nabla_x p_X(x) \propto J(X)(x - \theta)p_X(x)$, lo que es la ecuación diferencial que satisface (solamente) la gaussiana: en este caso, se verifica a posteriori que $J(X) = \Sigma_X^{-1}$, y entonces que se alcanza la cota de la Cramér-Rao no paramétrica. \square

En el caso paramétrico, no se puede estudiar el caso de igualdad del hecho de que $\hat{\theta}$ no es algo dado. Además, aún dado un estimador (independiente explícitamente de θ), no hay garantía de que existe una densidad parametrizado por θ que alcanza la cota, o al revés, dado una familia de densidades, tampoco no hay garantía que existe un estimador que permite alcanzar la cota (Cover & Thomas, 2006; Kay, 1993).

Fijense de que, de nuevo, la gaussiana juega un rol particular en la desigualdad de Cramér-Rao no paramétrica, permitiendo alcanzar la cota.

Nota: para dos matrices $A \geq 0$ y $B \geq 0$, si $A - B \geq 0$ entonces $|A| \geq |B|$, con igualdad si y solamente si $A = B$ (Magnus & Neudecker, 1999, cap. 1, teorema 25). Entonces, de las desigualdades de Cramér-Rao se deducen desigualdades de Cramér-Rao escalares

$$|\Sigma_{\hat{\theta}}| \geq \frac{|I + J_b(\theta)|^2}{|J_\theta(X)|} \quad \text{y} \quad |\Sigma_X| \geq \frac{1}{|J(X)|}$$

¹²Se supone que los integrandos sean θ -localmente integrables, tal que se puede invertir derivada en θ e integración.

¹³De hecho, fue probada por Cauchy para sumas en 1821, para integrales por Bunyakovsky en 1859 y mas elegantemente por Schwarz en 1888 (Steele, 2004).

Obviamente, en la segunda, se alcanza la igualdad si y solamente si X es gaussiano. Además, para una matriz $A \geq 0$, existe la “relación determinante-traza” $|A|^{\frac{1}{d}} \leq \frac{1}{d} \text{Tr}(A)$, con igualdad si y solamente si $A = I$ (Magnus & Neudecker, 1999, cap. 11, sec. 4), dando otras versiones escalares de la desigualdad de Cramér-Rao, por ejemplo

$$|\Sigma_X|^{\frac{1}{d}} \geq \frac{d}{\text{Tr}(J(X))}, \quad \text{Tr}(\Sigma_X) \geq \frac{d}{|J(X)|^{\frac{1}{d}}} \quad \text{o} \quad \text{Tr}(\Sigma_X) \geq \frac{d^2}{\text{Tr}(J(X))}$$

En estos casos, se obtiene la igualdad si y solamente si X es gaussiana (igualdad de la Cramér-Rao no paramétrica) y además de covarianza proporcional a la identidad (igualdad en la relación determinante-traza).

Se notará que, al imagen de las leyes de entropía máxima, la información de Fisher juega también un rol particular en la inferencia bayesiana a través del prior de Jeffrey (Jeffrey, 1946; Lehmann & Casella, 1998; Robert, 2007) ¹⁴.

Si la desigualdad de Cramér-Rao da a la matriz de Fisher un sabor de información, aparece que J es también relacionado a la entropía relativa (Cover & Thomas, 2006; Frieden, 2004):

Teorema 2-4 (Fisher como curvatura de la entropía relativa). *Sea X parametrizado por $\theta_0 \in \Theta$ con Θ conteniendo un vecinaje de θ_0 . Siendo $D(p_X(\cdot; \theta) \| p_X(\cdot; \theta_0))$ función de $\theta \in \Theta$, aparece que*

$$D(p_X(\cdot; \theta) \| p_X(\cdot; \theta_0)) = \frac{1}{2} (\theta - \theta_0)^t J_{\theta_0}(X) (\theta - \theta_0) + o(\|\theta - \theta_0\|)$$

donde $o(\cdot)$ es un resto pequeño con respecto a su argumento. En otros terminos, $J_{\theta_0}(X)$ es la curvatura de la entropía relativa en θ_0 .

Demostración. La relación es consecuencia de un desarrollo de Taylor al orden 2 de la función $D(p_X(\cdot; \theta) \| p_X(\cdot; \theta_0))$ de θ , tomada en $\theta = \theta_0$. Por propiedad de D , la divergencia es positiva y se cancela cuando $\theta = \theta_0$. Entonces, el primer termino del desarrollo vale cero y el segundo también, D siendo mínima en $\theta = \theta_0$. Además,

$$\begin{aligned} \nabla_{\theta} D(p_X(\cdot; \theta) \| p_X(\cdot; \theta_0)) &= \nabla_{\theta} \int_{\mathcal{X}} p_X(x; \theta) \log \left(\frac{p_X(x; \theta)}{p_X(x; \theta_0)} \right) dx \\ &= \int_{\mathcal{X}} \nabla_{\theta} p_X(x; \theta) \log \left(\frac{p_X(x; \theta)}{p_X(x; \theta_0)} \right) dx + \int_{\mathcal{X}} \nabla_{\theta} p_X(x; \theta) dx \\ &= \int_{\mathcal{X}} \nabla_{\theta} p_X(x; \theta) \log \left(\frac{p_X(x; \theta)}{p_X(x; \theta_0)} \right) dx + \nabla_{\theta} \int_{\mathcal{X}} p_X(x; \theta) dx \\ &= \int_{\mathcal{X}} \nabla_{\theta} p_X(x; \theta) \log \left(\frac{p_X(x; \theta)}{p_X(x; \theta_0)} \right) dx \end{aligned}$$

la última ecuación como consecuencia de que p_X suma a 1. Entonces,

$$\mathcal{H}_{\theta} D(p_X(\cdot; \theta) \| p_X(\cdot; \theta_0)) = \int_{\mathcal{X}} \mathcal{H}_{\theta} p_X(x; \theta) \log \left(\frac{p_X(x; \theta)}{p_X(x; \theta_0)} \right) dx + \int_{\mathcal{X}} \frac{\nabla_{\theta} p_X(x; \theta) \nabla_{\theta}^t p_X(x; \theta)}{p_X(x; \theta)} dx$$

¹⁴Ver nota de pie 5. A veces, se toma como distribución a priori $p_{\Theta}(\theta) \propto |J_{\theta}(X)|^{\frac{1}{2}}$ por su invarianza por reparametrización $\eta = \eta(\theta)$, i. e., el prior de Jeffrey en η es unívocamente obtenido con la Fisher en η o por cambio de variables saliendo de p_{Θ} .

Tomado en $\theta = \theta_0$ el primer vale cero. En el segundo se reconoce $J_{\theta}(X)$, lo que termina la prueba. \square

Este teorema, ilustrado en la figura 2-8, vincula claramente dos objetos viniendo de la teoría de la estimación y la teoría de la información, mundos a priori diferentes. Como se lo puede ver en la figura cuando $J_{\theta}(X)$ tiene pequeñas autovalores (figura (a)), p_{θ} se “aleja” lentamente de θ_0 cuando θ se aleja de θ_0 : hay una alta incerteza o pequeña información sobre θ_0 . Y vice-versa (figura (b)).

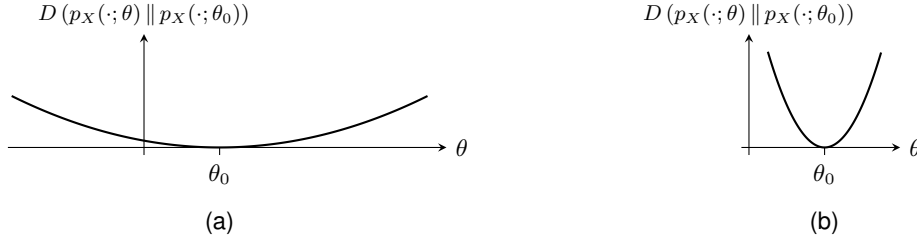


Figura 2-8: Caso escalar $\Theta \subseteq \mathbb{R}$ (para la representación) de D en función de θ . (a) Caso con $J_{\theta_0}(X)$ “pequeño” y (b) caso con $J_{\theta_0}(X)$ “grande”. En el caso (b) la determinación de θ usando D va a ser mas “sencillo” porque el mínimo es mas “picado”.

Un otro vínculo entre el mundo de la información y la estimación aparece a través de la identidad de de Bruijn ¹⁵ (Stam, 1959; Cover & Thomas, 2006; Johnson, 2004; Barron, 1984, 1986; Palomar & Verdú, 2006). Esta identidad caracteriza lo que es conocido como canal gaussiano figura 2-9-(a), *i. e.*, la salida Y es una versión ruidosa de la entrada. La identidad vincula las variaciones de entropía de salida con respecto al nivel de ruido, y la información de Fisher.

Teorema 2-5 (Identidad de de Bruijn). *Sea X un vector aleatorio continuo sobre un abierto \mathbb{R}^d y admitiendo una matriz de covarianza, y sea $Y = X + T\mathcal{N}$ donde T es determinística, $d \times d'$ con $d \leq d'$, de rango máximo, y \mathcal{N} un vector gaussiano centrado y de covarianza $\Sigma_{\mathcal{N}}$, independiente de X (ver figura 2-9-(a)). Entonces, la entropía de Shannon y la información de Fisher de Y satisfacen*

$$\nabla_T H(Y) = J(Y) T \Sigma_{\mathcal{N}}$$

donde $\nabla_T \cdot$ es la matriz de componentes $\frac{\partial \cdot}{\partial T_{i,j}}$. Si $T = T(\theta)$ depende de un parametro escalar ¹⁶ θ ,

$$\frac{\partial}{\partial \theta} H(Y) = \text{Tr} \left(J(Y) T \Sigma_{\mathcal{N}} \frac{\partial T^t}{\partial \theta} \right)$$

Demostración. La clave de este resultado viene del hecho de que la densidad p de $T\mathcal{N}$ satisface una ecuación diferencial particular. La distribución de $T\mathcal{N}$ se escribe $p(x) = (2\pi)^{-\frac{d}{2}} |T \Sigma_{\mathcal{N}} T^t|^{-\frac{1}{2}} \exp \left(-\frac{1}{2} x^t (T \Sigma_{\mathcal{N}} T^t)^{-1} x \right)$

¹⁵A pesar de que tomó este nombre, esta identidad en su primera versión fue publicada por Stam. En su papel (Stam, 1959), menciona que esta identidad fue comunicada al Profesor van Soest por el Profesor de Bruijn.

¹⁶Si el parametro es multivariado, hace falta entender la desigualdad a través de deriva parciales con respecto a los componentes de θ .

(el rango máximo de T asegura que $T\Sigma_{\mathcal{N}}T^t$ sea invertible). Para una matriz invertible R , desarrollando $|R|$ con respecto a su linea i , se obtiene que $\frac{\partial |R|}{\partial R_{i,j}} = R_{i,j}^*$ cofactor de $R_{i,j}$, dando por la regla de Cramér $\nabla_R |R| = |R| (R^{-1})^t$ (ver también (Magnus & Neudecker, 1999, cap. 1 & 9)), es decir $\nabla_R |R|^{-\frac{1}{2}} = -\frac{1}{2}|R|^{-\frac{1}{2}} (R^{-1})^t$. De $\frac{\partial |R|^{-\frac{1}{2}}}{\partial T_{i,j}} = \sum_{k,l} \frac{\partial |R|^{-\frac{1}{2}}}{\partial R_{k,l}} \frac{\partial R_{k,l}}{\partial T_{i,j}} = -\frac{1}{2}|R|^{-\frac{1}{2}} \sum_{k,l} (R^{-1})_{l,k} \frac{\partial R_{k,l}}{\partial T_{i,j}}$ con $R = T\Sigma_{\mathcal{N}}T^t$ (simetrica) y calculos basicos se obtiene finalmente

$$\nabla_T |T\Sigma_{\mathcal{N}}T^t|^{-\frac{1}{2}} = -|T\Sigma_{\mathcal{N}}T^t|^{-\frac{1}{2}} (T\Sigma_{\mathcal{N}}T^t)^{-1} T\Sigma_{\mathcal{N}}$$

Ademas, de $(T\Sigma_{\mathcal{N}}T^t)(T\Sigma_{\mathcal{N}}T^t)^{-1} = I$ viene $\frac{\partial (T\Sigma_{\mathcal{N}}T^t)^{-1}}{\partial T_{i,j}} = -(T\Sigma_{\mathcal{N}}T^t)^{-1} \frac{\partial (T\Sigma_{\mathcal{N}}T^t)}{\partial T_{i,j}} (T\Sigma_{\mathcal{N}}T^t)^{-1}$ donde e_i es el vector con 1 en su componente i y cero si no, dando

$$\begin{aligned} \frac{\partial \left(x^t (T\Sigma_{\mathcal{N}}T^t)^{-1} x \right)}{\partial T_{i,j}} &= -x^t (T\Sigma_{\mathcal{N}}T^t)^{-1} (e_i e_j^t \Sigma_{\mathcal{N}} T^t + T\Sigma_{\mathcal{N}} e_j e_i^t) (T\Sigma_{\mathcal{N}}T^t)^{-1} x \\ &= -2 e_i^t (T\Sigma_{\mathcal{N}}T^t)^{-1} x x^t (T\Sigma_{\mathcal{N}}T^t)^{-1} T\Sigma_{\mathcal{N}} e_j \end{aligned}$$

usando $x^t A e_k e_l^t B x = e_l^t B x x^t A e_k = e_k^t A^t x x^t B^t e_l$ (escalares comutan y un escalar es igual a su transpuesta) y usando la simetria de $T\Sigma_{\mathcal{N}}T^t$. Eso significa que

$$\nabla_T \left(x^t (T\Sigma_{\mathcal{N}}T^t)^{-1} x \right) = -2 (T\Sigma_{\mathcal{N}}T^t)^{-1} x x^t (T\Sigma_{\mathcal{N}}T^t)^{-1} T\Sigma_{\mathcal{N}},$$

dando

$$\nabla_T p(x) = \left(-(T\Sigma_{\mathcal{N}}T^t)^{-1} + (T\Sigma_{\mathcal{N}}T^t)^{-1} x x^t (T\Sigma_{\mathcal{N}}T^t)^{-1} \right) T\Sigma_{\mathcal{N}} p(x)$$

Tomando la Hessiana de p con respecto a x se obtiene sencillamente que p satisface la ecuación diferencial

$$\nabla_T p = \mathcal{H}_x p T\Sigma_{\mathcal{N}}$$

Suponiende que se puede intervertir derivadas y integrales (ver (Barron, 1984, 1986) donde se dan condiciones rigurosas), $p_Y(y) = \int_{\mathbb{R}^d} p_X(x) p(y-x) dx$ satisface también la ecuación diferencial, y ademas

$$\begin{aligned} \nabla_T H(Y) &= - \int_{\mathbb{R}^d} \nabla_T p_Y(y) \log p_Y(y) dy - \int_{\mathbb{R}^d} \nabla_T p_Y(y) dy \\ &= - \left(\int_{\mathbb{R}^d} \mathcal{H}_y p_Y(y) \log p_Y(y) dy \right) T\Sigma_{\mathcal{N}} - \nabla_T \int_{\mathbb{R}^d} p_Y(y) dy \\ &= - \left(\int_{\mathbb{R}^d} \left(\mathcal{H}_y (p_Y(y) \log p_Y(y)) - \mathcal{H}_y p_Y(y) - \frac{\nabla_y p_Y(y) \nabla_y p_Y(y)^t}{p_Y(y)} \right) dy \right) T\Sigma_{\mathcal{N}} \\ &= - \left(\int_{\mathbb{R}^d} \mathcal{H}_y (p_Y(y) \log p_Y(y)) dy - \int_{\mathbb{R}^d} \mathcal{H}_y p_Y(y) dy \right) T\Sigma_{\mathcal{N}} + J(Y) T\Sigma_{\mathcal{N}} \end{aligned}$$

usando la ecuación diferencial en la segunda linea, el hecho de que p_Y suma a 1 en la tercera linea (su gradiente es cero entonces), y la definición de la matriz de Fisher en la última linea. Usando el teorema de la divergencia (intergración por partes) aplicada respectivamente a los componentes de $\nabla_y p_Y \log p_Y$ y $\nabla_y p_Y$, suponiendo que estos gradientes se cancelan en el borde del dominio de integración, los dos terminos integrales valen cero, lo que cierra la prueba de la desigualdad general. Ademas, si $T = T(\theta)$, la segunda desigualdad sigue de $\frac{\partial \cdot}{\partial \theta} = \sum_{i,j} \frac{\partial \cdot}{\partial T_{i,j}} \frac{\partial T_{i,j}}{\partial \theta} = \text{Tr} \left(\nabla_T \frac{\partial T}{\partial \theta} \right)$. \square

La versión inicial de la identidad de de Bruijn, con $\Sigma_{\mathcal{N}} = I$,

$$\frac{d}{d\theta} H(X + \sqrt{\theta}\mathcal{N}) = \frac{1}{2} \text{Tr} \left(J(X + \sqrt{\theta}\mathcal{N}) \right)$$

se recupera en el caso particular $T = \sqrt{\theta}I$. En este caso, la ecuación diferencial satisfecha por la densidad de probabilidad p es la *ecuación del calor*. Esta desigualdad cuantifica las variaciones de entropías bajo variaciones de “niveles” del ruido del canal de comunicación. De una forma, caracteriza la robustez del canal con respecto al nivel de ruido gaussiano (la gaussiana juega de nuevo un rol central acá).

Existe una otra forma muy similar de esta desigualdad debido a Guo, Shamai, Verdú, Palomar (Guo, Shamai & Verdú, 2005; Palomar & Verdú, 2006). Esta versión vincula aún mas los mundo de la información y el de la estimación. Del lado de la comunicación, consiste a caracterisar la información mutua entre la entrada X de un canal ruidoso y su salida, $Y = SX + \mathcal{N}$ donde S corresponde a un pre-tratamiento antes de la salida, figura 2-9-(b). Del lado de la estimación, uno puede querer estimar X observando solamente Y . Es conocido que el estimador que minimiza el error cuadrático promedio $E \left[\left\| \hat{X}(Y) - X \right\|^2 \right]$ es la esperanza condicional $\hat{X}(Y) = E[X|Y]$. Una característica de un estimador siendo su matriz de covarianza, se notará $\mathcal{E}(X|Y) = E \left[(X - E[X|Y]) (X - E[X|Y])^t \right]$ esta matriz. Sorprendentemente, existe también una identidad entre $I(X; Y)$ y $\mathcal{E}(X|Y)$:

Teorema 2-6 (Identidad de Guo–Shamai–Verdú). *Sea X un vector aleatorio continuo sobre un abierto $\mathbb{R}^{d'}$ y admitiendo una matriz de covarianza, y sea $Y = SX + \mathcal{N}$ donde S es determinística, $d \times d'$, y \mathcal{N} un vector gaussiano centrado y de covarianza $\Sigma_{\mathcal{N}}$, independiente de X (ver figura 2-9-(b)). Entonces, la información mutua entre X e Y y la matriz de covarianza del estimador de error cuadrático mínimo satisfacen*

$$\nabla_S I(X; Y) = \Sigma_{\mathcal{N}}^{-1} S \mathcal{E}(X|Y)$$

Si $S = S(\sigma)$ depende de un parametro escalar σ ,

$$\frac{\partial}{\partial \sigma} I(X; Y) = \text{Tr} \left(\Sigma_{\mathcal{N}}^{-1} S \mathcal{E}(X|Y) \frac{\partial S^t}{\partial \sigma} \right)$$

Demostración. Notando que $p_{Y|X}(y, x) = (2\pi)^{-\frac{d}{2}} |\Sigma_{\mathcal{N}}|^{-\frac{1}{2}} \exp \left(-\frac{1}{2} (y - Sx)^t \Sigma_{\mathcal{N}}^{-1} (y - Sx) \right)$ viene $\nabla_S p_{Y|X}(x, y) = p_{Y|X}(x, y) \Sigma_{\mathcal{N}}^{-1} (y - Sx) x^t$ (ver unos pasos de la prueba de la identidad de de Bruijn) así que $\nabla_y p_{Y|X}(y, x) = p_{Y|X}(y, x) \Sigma_{\mathcal{N}}^{-1} (y - Sx)$, dando

$$\nabla_S p_{Y|X}(y, x) = \nabla_y p_{Y|X}(y, x) x^t \quad \text{y} \quad \nabla_S p_{X,Y}(x, y) = \nabla_y p_{X,Y}(x, y) x^t$$

(multiplicando ambos lados por p_X . Ahora, $I(X; Y) = H(Y) - H(Y|X) = H(Y) - H(\mathcal{N})$ (de la independencia,

cuando $X = x$, $Y = Sx + \mathcal{N}$ gaussiana de misma covarianza que \mathcal{N} y de promedio Sx), así que

$$\begin{aligned}
\nabla_S I(X; Y) &= \nabla_S H(Y) \\
&= - \int_{\mathbb{R}^d \times \mathbb{R}^{d'}} \nabla_S \left(p_{X,Y}(x, y) \log p_Y(y) \right) dx dy \\
&= - \int_{\mathbb{R}^d \times \mathbb{R}^{d'}} \nabla_S p_{X,Y}(x, y) \log p_Y(y) dx dy - \int_{\mathbb{R} \times \mathbb{R}} p_{X|Y}(x, y) \nabla_S p_Y(y) dx dy \\
&= \int_{\mathbb{R}^d \times \mathbb{R}^{d'}} \nabla_y p_{X,Y}(x, y) x^t \log p_Y(y) dx dy - \int_{\mathbb{R}^d} \nabla_S p_Y(y) dy \\
&= - \int_{\mathbb{R}^d \times \mathbb{R}^{d'}} \nabla_y p_Y(y) x^t p_{X|Y}(x, y) dx dy \\
&= - \int_{\mathbb{R}^d} \nabla_y p_Y(y) \mathbb{E} [X^t | Y = y] dy
\end{aligned}$$

La segunda línea viene de la escritura de $H(Y)$ usando p_Y como marginales de $p_{X,Y}$ en x y intercambiando gradiente e integral (ver pasos de la prueba de la desigualdad de de Bruijn); la tercera de $p_{X,Y}/p_Y = p_{X|Y}$; en la cuarta se usa la ecuación diferencial satisfecha por $p_{X,Y}$ en la primera integral y integrando en x en la segunda integral; la quinta línea se obtiene usando el teorema de la divergencia (integración por partes) en la integración en y de la primera integral, e intercambiando gradiente e integral en la segunda (p_Y sumando a 1, el término se cancela). Además,

$$\begin{aligned}
\nabla_y p_Y(y) &= \int_{\mathbb{R}^{d'}} \nabla_Y p_{Y|X}(y, x) p_X(x) dx \\
&= -\Sigma_{\mathcal{N}}^{-1} \int_{\mathbb{R}^{d'}} (y - Sx) p_{Y|X}(y, x) p_X(x) dx \\
&= -\Sigma_{\mathcal{N}}^{-1} \left(y - S \int_{\mathbb{R}^{d'}} x p_{X|Y}(x, y) dx \right) p_Y(y) \\
&= -\Sigma_{\mathcal{N}}^{-1} \left(y - S \mathbb{E} [X | Y = y] \right) p_Y(y)
\end{aligned}$$

escribiendo $p_{Y|X}(y, x) p_X(x) = p_{X|Y}(x, y) p_Y(y)$ en la tercera línea. Esta ecuación permite escribir

$$\begin{aligned}
\nabla_S I(X; Y) &= \Sigma_{\mathcal{N}}^{-1} \int_{\mathbb{R}^d} \left(y - S \mathbb{E} [X | Y = y] \right) \mathbb{E} [X^t | Y = y] p_Y(y) dy \\
&= \Sigma_{\mathcal{N}}^{-1} \left(\mathbb{E} [Y \mathbb{E} [X^t | Y]] - S \mathbb{E} [\mathbb{E} [X | Y] \mathbb{E} [X | Y]^t] \right) \\
&= \Sigma_{\mathcal{N}}^{-1} \left(\mathbb{E} [Y X^t] - S \mathbb{E} [\mathbb{E} [X | Y] \mathbb{E} [X | Y]^t] \right) \\
&= \Sigma_{\mathcal{N}}^{-1} S \left(\mathbb{E} [X X^t] - \mathbb{E} [\mathbb{E} [X | Y] \mathbb{E} [X | Y]^t] \right)
\end{aligned}$$

la última línea viniendo de $Y = SX + \mathcal{N}$ con \mathcal{N} independiente de X y de promedio 0. La prueba se cierra notando que $\mathbb{E} [\mathbb{E} [X | Y]] = \mathbb{E} [X]$ y por la fórmula de König-Huyggens. La segunda identidad viene de $\frac{\partial}{\partial \sigma} = \text{Tr} \left(\nabla_S \frac{\partial S^t}{\partial \sigma} \right)$ (ver prueba de la identidad de de Bruijn). \square

La primera versión de esta identidad se recupera con $S = \sqrt{s}$, $\Sigma_{\mathcal{N}} = I$ y X de covarianza identidad; s es conocido como relación señal/ruido es este caso.

Existen versiones aún mas completas (con gradientes con respecto a la matriz $\Sigma_{\mathcal{N}}$ por ejemplo) que se pueden consultar en (Johnson, 2004; Palomar & Verdú, 2006; Payaró & Palomar, 2009).

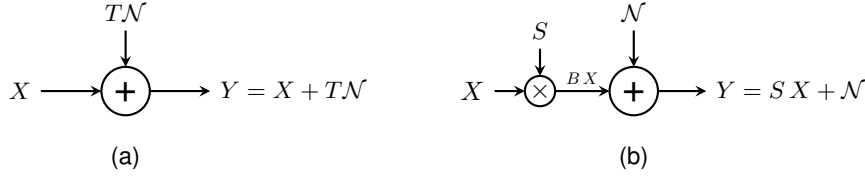


Figura 2-9: Canal de comunicación gaussiano de entrada X . (a) Canal gaussiano usual, donde T maneja los parámetros (nivel) del ruido. (b) canal con gaussiano con un preprocesamiento S de la entrada.

De la desigualdad de la potencia entropica y de la identidad de de Bruijn surge una otra desigualdad implicando la potencia entropica N y la información de Fisher J . Esta desigualdad es conocida como desigualdad de Stam ¹⁷ (Cover & Thomas, 2006; Rioul, 2007; Stam, 1959), o a veces “desigualdad isoperimetrica para la entropia” (Wang & Madiman, 2004).

Teorema 2-7 (Desigualdad de Stam). *Sea X una variable aleatoria continua sobre $\mathcal{X} \subseteq \mathbb{R}^d$. Entonces,*

$$N(X) \operatorname{Tr}(J(X)) \geq d$$

con igualdad si y solamente si X es gaussiano de covarianza proporcional a la identidad.

Demostración. De la desigualdad de la potencia entropica se obtiene $N(X + \sqrt{\theta}\mathcal{N}) \geq N(X) + \theta |\Sigma_{\mathcal{N}}|^{\frac{1}{d}}$. Tomando $\Sigma_{\mathcal{N}} = I$, se obtiene $\forall \theta > 0$, $\frac{N(X + \sqrt{\theta}\mathcal{N}) - N(X)}{\theta} \geq 1$. Entonces, tomando el limite $\theta \rightarrow 0$, aparece que $\left. \frac{d}{d\theta} N(X + \sqrt{\theta}\mathcal{N}) \right|_{\theta=0} \geq 1$. La prueba se cierra con $\frac{d}{d\theta} N(X + \sqrt{\theta}\mathcal{N}) = \frac{1}{2\pi e} \frac{d}{d\theta} \exp\left(\frac{2}{d} H(X + \sqrt{\theta}\mathcal{N})\right) = \frac{2}{d} N(X + \sqrt{\theta}\mathcal{N}) \frac{d}{d\theta} H(X + \sqrt{\theta}\mathcal{N}) = d N(X + \sqrt{\theta}\mathcal{N}) \operatorname{Tr}\left(J(X + \sqrt{\theta}\mathcal{N})\right)$ (por la identidad de de Bruijn). Además, la igualdad se obtiene cuando se obtiene la igualdad en la desigualdad de la potencia entropica, es decir cuando X es gaussiano de varianza proporcional a la del ruido, que es la identidad en este caso. \square

Se puede ver de nuevo el rol central que juega la gaussiana en esta desigualdad. Además, de la desigualdad de Stam se puede deducir también las versiones escalares de la desigualdad Cramér-Rao. Viene del hecho de que, dada una matriz de covarianza, la entropia $H(X)$ es maxima cuando X es gaussiano. Entonces, para cualquier X de covarianza Σ_X , $N(X) \leq |\Sigma_X|^{\frac{1}{d}}$, dando de la desigualdad de Stam, $|\Sigma_X|^{\frac{1}{d}} \operatorname{Tr}(J(X)) \geq d$ (y las otras versiones escalares de la relación determinante-traza). Como se lo puede esperar, se obtiene

¹⁷ Como por la identidad de de Bruijn, Stam mencionó que esta desigualdad fue comunicada al Profesor van Soest por el Profesor de Bruijn quien da una prueba variacional de la desigualdad.

la igualdad si y solamente X es gaussiana (potencia entropica alcanzando su cota superior) y de matriz la identidad (desigualdad de Stam se saturando).

Varias otras pruebas de la desigualdad de Stam pueden venir de generalizaciones, por ejemplo debido a Lutwak o Bercher (?, ?, ?). **La sección ZZZ lo va a rapidamente evocar.**

(1) Existe un data proc ineq con Fisher, cf Rioul 07 ou Stam 59 ou Frieden 04; cf aussi si $I_\theta(g(X)) \leq I_\theta(X)$ used in Kagan-Smith 1999 ; (2) ver MinFisher Frieden p. 235, Berchet Vignat 2009, Ernst 2017; cf. travaux rederivant MQ de Frieden-Plastino-Soffer (1999, 2002), Reginato 98, Bickel 81

2.5 Unos ejemplos y aplicaciones

2.5.1 Canal de transmisión y su capacidad

Siguiendo el esquema de comunicación de Shannon, un mensaje que se modelisa como un vector aleatorio ¹⁸ X pasa por un canal de comunicación y se recibe un mensaje Y , vector aleatorio. En el trabajo de Shannon, el canal es supuesto a ruido additiva, es decir que se añade un ruido a X . De manera general, para conocer la información de X que se recibe, se calcula la información mutua $I(X; Y)$, es decir la cantidad de información que comparten la entrada y la salida del canal. Lo mas I es grande, lo mas de información se transmite. Dado el canal, se puede arreglar X (su distribución) de manera a maximizar $I(X; Y)$, es decir la cantidad maxima que se puede transmitir en este canal. Es lo que es conocido como capacidad del canal (Shannon, 1948, part. II & III) (ver también (Cover & Thomas, 2006; Rioul, 2007) entre otros):

Definición 2-15 (Capacidad de canal). *Sea un canal de transmisión, X su entrada e Y su salida, como ilustrado figura 2-10. Sea p_X la distribución de probabilidad de X . La capacidad C del canal es definida por*

$$C = \max_{p_X} I(X; Y)$$

2.5.1.1. Canal binario

Suponiendo que el mensaje mandado en un canal es una cadena de simbolos, variables aleatorias independientes, se puede concentrarse sobre cada simbolo. En este marco, un canal de comunicación lo mas simple es conocido como *canal binario* (Shannon, 1948, Sec. 15): X es una variable definida sobre $\mathcal{X} = \{0, 1\}$; tal tipo de entrada es natural, pensando a la codificación binaria. La salida Y es también definida sobre \mathcal{X} ; se

¹⁸De punto de vista de un receptor, este mensaje es desconocido. Además, se lo puede ver como una instancia de una clase importante de posibles mensajes, justificando la modelización aleatoria.

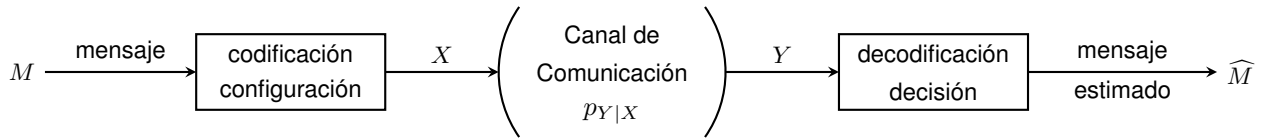
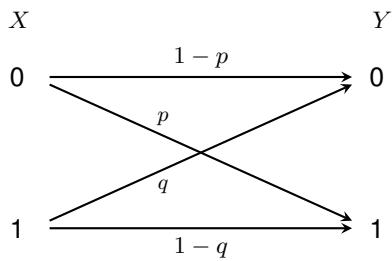


Figura 2-10: Esquema de comunicación de Shannon. En una primera etapa, un mensaje M a transmitir es codificado (ej. código binario) o puesto en forma (ej. símbolos modulando una función para que sea analógica y en una banda frecuencial dada). Sea X este mensaje codificado o puesto en forma. A la recepción, se mide Y (ej. versión ruidosa de X), antes de ser decodificado o usado para tomar una decisión, \hat{M} siendo la estimación de M (ej. símbolos estimados a partir de Y). Una etapa importante es el vínculo entre la entrada X y la salida Y del canal, es decir la cantidad de información que tienen en común. La capacidad del canal es la información $I(X; Y)$ máxima con respecto a su entrada.

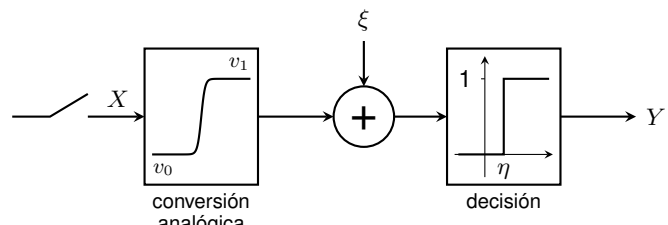
puede imaginar medir y tomar una decisión binaria usando la medida. Tal canal es definido por sus probabilidad de transición $p_{Y|X}$, *i. e.*, las probabilidades que un 0 (resp. un 1) se transmite correctamente o cambia en un 1 (resp. 0), *i. e.*,

$$p = \Pr[Y = 1|X = 0] = 1 - \Pr[Y = 0|X = 0] \quad \text{y} \quad q = \Pr[Y = 0|X = 1] = 1 - \Pr[Y = 1|X = 1]$$

p y q representan errores de comunicación. Tal canal es descrito figura 2-11-(a). La figura 2-11-(b) da un esquema "físico" que puede ser el origen de tal canal. Cuando $p = q$, el canal es conocido como *canal binario simétrico*. Cuando $p = 0$ y $q \in (0; 1)$, el canal es conocido como *canal binario en Z*.



(a)



(b)

Figura 2-11: (a): canal binario. La entrada X definida sobre $\mathcal{X} = \{0, 1\}$ pasa por este canal e Y definida sobre \mathcal{X} es recibido. Este canal es caracterizado por las probabilidades de transición $p_{Y|X}$. (b): Esquema que puede conducir al canal binario; una variable puede ser la salida de una puerta lógica, con niveles v_0 (nivel bajo, codificando 0) y v_1 (nivel alto, codificando 1). Se puede imaginar que este voltaje es transmitido por un canal añadiendo un ruido ξ . En la recepción, se toma una decisión, por ejemplo 0 (resp. 1) si la medida es mayor (resp. menor) que $\eta = \frac{v_0 + v_1}{2} + E[\xi]$. En este ejemplo, p y q van a ser caracterizada completamente por la distribución del ruido (y de los dos niveles posibles de la entrada), pero no de la distribución p_X .

En este caso, trabajando con bits, el logaritmo lo mas lógico es el de base 2. Sea

$$\alpha = \Pr[X = 0]$$

dando la distribución de la entrada. La distribución de la salida va a ser dada a partir de $\beta = \Pr[Y = 0] =$

$\Pr[Y = 0|X = 0] \Pr[X = 0] + \Pr[Y = 0|X = 1] \Pr[X = 1]$ es decir

$$\beta = \Pr[Y = 0] = q + \alpha(1 - p - q)$$

La información mutua se escribe $I_2(X; Y) = H_2(Y) - H_2(Y|X) = H_2(Y) - H_2(Y|X = 0) \Pr[X = 0] + H_2(Y|X = 1) \Pr[X = 1]$, lo que toma la expresión

$$I_2(X; Y) = h_2(\beta) - \alpha h_2(p) - (1 - \alpha) h_2(q)$$

donde $h_2(\lambda) = -\lambda \log_2 \lambda - (1 - \lambda) \log_2 (1 - \lambda)$ es la entropía binaria en bits. Para calcular la capacidad C_2 en bits, hace falta maximizar I_2 con respecto a α . Diferenciando I_2 en α , i. e., $\frac{\partial I_2(X; Y)}{\partial \alpha} = \frac{\partial h_2(\beta)}{\partial \beta} \frac{\partial \beta}{\partial \alpha} - h_2(p) + h_2(q)$, es decir

$$\frac{\partial I_2(X; Y)}{\partial \alpha} = (1 - p - q) \log_2 \left(\frac{1 - \beta}{\beta} \right) - h_2(p) + h_2(q)$$

- Claramente,

$$q = 1 - p \Rightarrow C_2 = 0$$

Viene del hecho de que para $q = 1 - p$, de $h_2(p) = h_2(1 - p)$ se deduce que $I_2(X; Y) = 0$ constante. De hecho, en este caso, un 0 en la salida puede venir de un 0 o 1 con probabilidad igual, y lo mismo para un 1 en la salida; en otros términos, la salida aparece independiente de la entrada. Eso se verifica formalmente con $\beta = q$, dando $p_{Y|X} = p_Y$, dando una información mutua cero, y entonces una capacidad cero.

- Si $q \neq 1 - p$, la derivada de I_2 con respecto a α se anula para $\beta = \beta^{\text{opt}}$ ($\alpha = \alpha^{\text{opt}}$),

$$\beta^{\text{opt}} = \frac{1}{1 + 2^{\frac{h_2(p) - h_2(q)}{1 - p - q}}} \quad \text{siendo} \quad \alpha^{\text{opt}} = \frac{\beta^{\text{opt}} - q}{1 - p - q}$$

y dando un extremo para I_2 . A continuación, $\frac{\partial^2 I_2}{\partial \alpha^2} = \frac{(1 - p - q)^2}{\beta(1 - \beta)} > 0$ (en particular para el β "óptimo"), probando de que el extremo es un máximo. Poniendo el α^{opt} en la fórmula de $I_2(X; Y)$, luego de muchos cálculos (básicos), se obtiene

$$C_2 = \log_2 \left(1 + 2^{\frac{h_2(p) - h_2(q)}{1 - p - q}} \right) - \frac{(1 - q) h_2(p) - p h_2(q)}{1 - p - q}$$

Cuando $q \rightarrow 1 - p$, notando que $h_2(p) = h_2(1 - p)$ y tomando el límite de esta fórmula, se recupera que $C_2 \rightarrow 0$.

De $I_2(X; Y) = H_2(Y) - H_2(Y|X) \leq H_2(Y) \leq 1$ bit (Y es binario, de entropía máxima en el caso uniforme), aparece sin cálculos que

$$C_2 \leq 1 \text{ bit}$$

i. e., la capacidad es menor que 1 bit ¹⁹: para transmitir información en este canal, hace falta introducir redundancia en el mensaje. Se alcanza $C_2 = 1$ bit si, (i) por un lado $H_2(Y|X) = 0$, es decir $\alpha h_2(p) + (1 - \alpha) h_2(q) = 0$

¹⁹De manera general, de la escritura de I con entropías condicionales, para X definido sobre \mathcal{X} e Y sobre \mathcal{B} , da $0 \leq C \leq \min(\log |\mathcal{X}|, \log |\mathcal{B}|)$. Además, $p_{Y|X}$ depende solo del canal y no de la entrada, así que para $p_X = \lambda p_X^{(1)} + (1 - \lambda) p_X^{(2)}$ se obtiene $p_Y = \lambda p_Y^{(1)} + (1 - \lambda) p_Y^{(2)}$ con $p_Y^{(i)}$ salida correspondiente a $p_X^{(i)}$ de $I(X; Y) = H(Y) - H(Y|X)$, el segundo término dependiente solo del canal, de la concavidad de H se obtiene que I es concava con respecto a p_X . p_X parteciendo a un convexo, I tiene un máximo, único.

y además (ii) $h_2(\beta) = 1$. Estudiando cada caso (ej. con $\alpha = 0$ y $q = 0$ se satisface (i) pero no (ii) porque $\beta = 0$), se obtiene que

$$C_2 = 1 \quad \Leftrightarrow \quad \alpha = \frac{1}{2} \quad \text{y} \quad p = q = \frac{1 \pm 1}{2}$$

Para $p = q = 0$ el canal es perfecto, mientras que para $p = q = 1$ el canal es llamado *canal volteando*; en ambos casos, se recupera la entrada (o directamente, o tomando el opuesto) “sin pérdida”.

La figura 2-12 representa la información mutua $I(X; Y)$ para unos canales (p y q dados) en función de α . Se nota que la curva es concava y tiene un máximo, capacidad del canal. La figura 2-13 representa la capacidad del canal en función de p y q así que unos casos particulares/cortes.

En el caso particular $p = q$, conocido como *canal simétrico*, la capacidad es

$$C_2 = 1 - h_2(p)$$

(alcanzada con una entrada uniforme). Como visto en el caso general, la capacidad vale 1 bit si y solamente si $h_2(p) = 0$, es decir $p = 0$ o $p = 1$. Al revés, la capacidad es mínima cuando H_2 es máximo, es decir para $p = q = \frac{1}{2}$, y $C_2 = 0$ (instancia particular de $q = 1 - p$). $h_2(p)$ es la pérdida en bit para cada bit transmitido. La capacidad C_2 en función de p es dada figura 2-13-(b).

En el caso particular $p = 0$, conocido como *canal en Z*, la capacidad es

$$C_2 = \log_2 \left(1 + 2^{-\frac{h_2(q)}{1-q}} \right)$$

Se nota en este caso también que la capacidad alcanza 1, su máximo, si y solamente si $q = 0$ (canal perfecto). Al revés, cuando $q \rightarrow 1$, $C \rightarrow 0$, instancia particular de $q = 1 - p$. La capacidad C_2 en función de q es dada figura 2-13-(c).

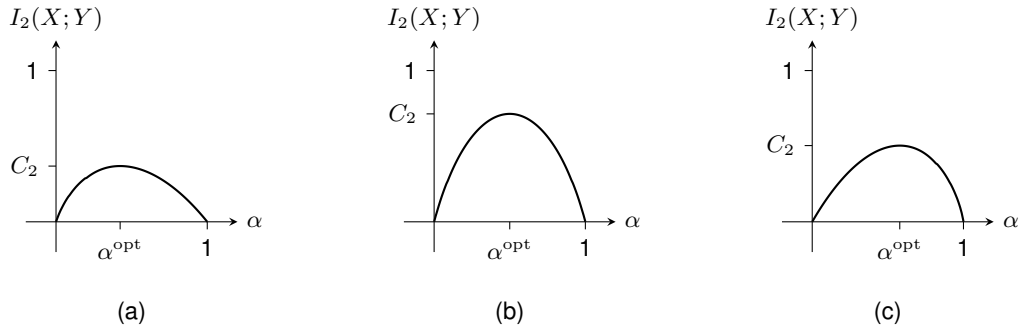


Figura 2-12: Información mutua (en bits) entrada-salida $I_2(X; Y)$ del canal binario en función de $\alpha = \Pr[X = 0]$. (a): $p = 0,4$ y $q = 0,01$; (b): $p = q = 0,05$ (canal simétrico); (c): $p = 0$ y $q = 0,05$ (canal en Z).

En (Cover & Thomas, 2006; Rioul, 2007) entre otros, se estudia diversos otros canal discretos, binario o con mas estados. Unos sont representados en la figure 2-14 (ver también (Shannon, 1948; Elias, 1957) o ej. (Arimoto, 1972) para el calculo numerico de la capacidad en el caso general).

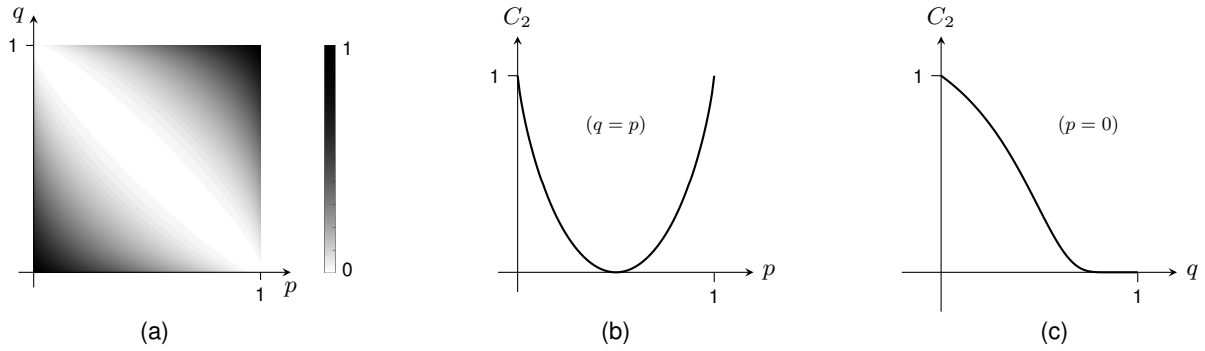


Figura 2-13: Capacidad C_2 del canal binario. (a): en función de p y q . (b): en función de p para el canal simétrico ($p = q$); (c): en función de q para $p = 0$ (canal en \mathbb{Z}).

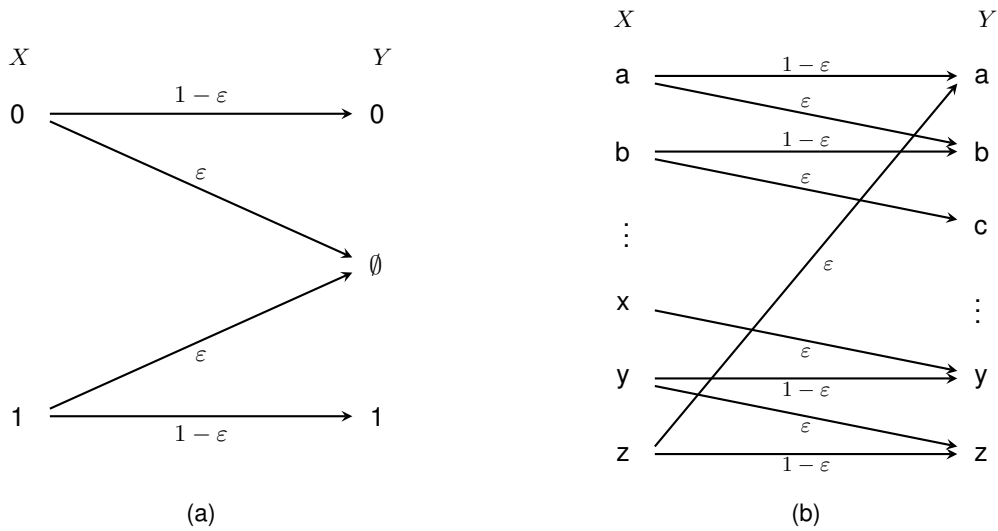


Figura 2-14: Ejemplos de canales discretos usuales. (a): canal borrador, donde un 0 (de probabilidad de ocurrencia α) o 1 (de probabilidad de ocurrencia $1-\alpha$) puede transmitirse correctamente o ser borrado/perdido (estado \emptyset) con una probabilidad ϵ . Se calcula $I_2(X; Y) = (1-\epsilon)h_2(\alpha)$, dando la capacidad $C_2 = 1-\epsilon$, alcanzada para una entrada uniforme. (b): canal tipo machina de escribir, donde cada letra de un ensemble de n letras (acá con $n = 26$) se transmite correctamente con una probabilidad $1 - \epsilon$ o a la letra siguiente (de manera cíclica) con una probabilidad ϵ . De $I_n(X; Y) = H_n(Y) - H_n(Y|X) = H(Y) - h(\epsilon)$ se deduce que I_n es máxima si Y es uniforme, lo que es posible si X es uniforme, dando $C_n = 1 - h_n(\epsilon)$.

2.5.2 Canal de transmisión continuo gaussiano y su capacidad

Un canal de comunicación continuo relativamente simple es conocido como *canal gaussiano* (Shannon, 1948, Sec. 25), (Cover & Thomas, 2006; Rioul, 2007): X es una variable continua definida sobre $\mathcal{X} \subseteq \mathbb{R}^d$ y la salida Y es una versión ruidosa de X , i. e., $Y = X + \xi$ con el ruido ξ independiente de X ; En el canal gaussiano, $\xi \equiv \mathcal{N}$ es un vector gaussiano. Este canal es también definido por su densidad de probabilidad “de transición” $p_{Y|X}$, i. e., por la distribución del ruido. Tal canal es descrito figura 2-15. Se supone conicida

la matriz de covarianza $\Sigma_{\mathcal{N}}$ del ruido, y se nota Σ_X la de la entrada. En practica, no se puede mandar un mensaje a una potencia tan alta que se quiere, lo que se traduce por una limitación

$$\text{Tr}(\Sigma_X) \leq P$$

potencia limite permitida por componente (sampleo).

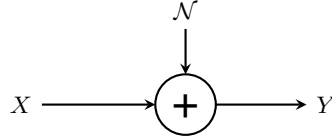


Figura 2-15: Canal gaussiano. La entrada X , modelisada por un vector aleatorio es corrupto aditivamente por un ruido gaussiano \mathcal{N} independiente de X . La salida es entonces $Y = X + \mathcal{N}$ y el canal es completamente descrito por $p_{Y|X}(x, y) = p_{\mathcal{N}}(y - x)$ (obviamente independiente de la distribución de la entrada).

Por definición, la información mutua $I(X; Y)$ entrada-salida es dada por $I(X; Y) = H(Y) - H(Y|X) = H(Y) - H(\mathcal{N})$. Maximizar $I(X; Y)$ es equivalente a maximizar $H(Y) = H(X + \mathcal{N})$ sujeto a $\text{Tr}(\Sigma_X) \leq P$. Fijando un Σ_X , la propiedad [P'5]b de la entropía diferencial implica que $H(Y)$ sea maximal si y solamente si Y es gaussiana, es decir si y solamente si X es gaussiana, dando $I(X; Y) = \frac{1}{2} \log |\Sigma_X + \Sigma_{\mathcal{N}}| - \frac{1}{2} \log |\Sigma_{\mathcal{N}}|$. Tomando en cuenta el limite de potencia, hace falta maximizar $|\Sigma_X + \Sigma_{\mathcal{N}}|$ sujeto a $\text{Tr} \Sigma_X \leq P$ y $\Sigma_X \geq 0$ simetrica lo que no es trivial. Se encuentra el enfoque en (Cover & Thomas, 2006, Sec. 9.4). Sea U , matriz ortogonal ($UU^t = U^tU = I$) de los autovectores de la matriz $\Sigma_{\mathcal{N}} \geq 0$ simetrica²⁰, de columnas u_i ordenadas tal que las autovalores corespondientes $\lambda_i^{\mathcal{N}}$ sean en orden crecientes, i. e.,

$$\Sigma_{\mathcal{N}} = U \text{diag}(\lambda_1^{\mathcal{N}}, \dots, \lambda_d^{\mathcal{N}}) U^t \quad \text{con} \quad 0 \leq \lambda_1^{\mathcal{N}} \leq \dots \leq \lambda_d^{\mathcal{N}}$$

donde diag es la matriz diagonal teniendo los λ_i en su diagonal, y sea $R_X = U^t \Sigma_X U$. En sencillo ver que $|\Sigma_X + \Sigma_{\mathcal{N}}| = |R_X + \Lambda_{\mathcal{N}}|$ (de $|AB| = |A| |B|$) y que $\text{Tr} \Sigma_X = \text{Tr} R_X$ (de $\text{Tr}(AB) = \text{Tr}(BA)$). Entonces, el problema se reduce a maximizar $|R_X + \Lambda_{\mathcal{N}}|$ sujeto a $\text{Tr} R_X \leq P$ y $R_X \geq 0$ simetrica. La desigualdad de Hadamard ya evocada da $|R_X + \Lambda_{\mathcal{N}}| \leq \prod_i (R_X + \Lambda_{\mathcal{N}})_{i,i} = \prod_i ((R_X)_{i,i} + \lambda_i^{\mathcal{N}})$ con igualdad si y solamente si R_X es diagonal: para maximizar $|R_X + \Lambda_{\mathcal{N}}|$, R_X debe ser diagonal (dada una diagonal, se alcanza el maximo si los otros terminos son nulos). Es decir que la base que diagonaliza $\Sigma_{\mathcal{N}}$ debe diagonalizar también Σ_X . Sean λ_i^X los terminos diagonales de R_X : queda que maximizar $\prod_i (\lambda_i^X + \lambda_i^{\mathcal{N}})$ sujeto a $\sum_i \lambda_i^X \leq P$ y $\lambda_i^X \geq 0$. Este problema de optimización sujeto a una desigualdad se resuelva con el enfoque de Karush-Kuhn-Tucker²¹ (KKT) (Miller, 2000; Cambini & Martein, 2009), dando $\lambda_i^X = (\lambda - \lambda_i^{\mathcal{N}})_+$ con $(\cdot)_+ = \max(\cdot, 0)$ y λ

²⁰Se recuerda que $A \geq 0$ significa que A es definida no negativa.

²¹Se introduce el factor de Lagrange y se maximiza $\prod_i (\lambda_i^X + \lambda_i^{\mathcal{N}}) + \mu \sum_i \lambda_i^X$. Eso da $\lambda_i^X + \lambda_i^{\mathcal{N}} = \lambda$ constante si esta cantidad es positiva, y cero si no, es decir $\lambda_i^X = (\lambda - \lambda_i^{\mathcal{N}})_+$. Deben ser los mas grande, es decir λ lo mas grande que se puede, pero satisfaciendo $\sum_i \lambda_i^X \leq P$, i. e., alcanzando la igualdad.

tal que $\sum_i (\lambda - \lambda_i^N)_+ = P$. En conclusión, la capacidad es dada por

$$C = \frac{1}{2} \log \left(\frac{|\Sigma_N + \Sigma_X|}{|\Sigma_N|} \right) \quad \text{con} \quad \Sigma_X = U \text{diag} \left((\lambda - \lambda_1^N)_+, \dots, (\lambda - \lambda_d^N)_+ \right) U^t,$$

$$\lambda \text{ tal que } \sum_i (\lambda - \lambda_i^N)_+ = P$$

alcanzada por X gaussiano de matriz de covarianza Σ_X así construida.

La última condición se resuelve a través de lo que es conocido como “llenado de agua” (water-filling en inglés), ilustrado figure 2-16. El principio es parecido a tener barras niveles λ_i^N representando las potencias del ruido (en la base que la diagonaliza), y de “llenar con agua” hasta un nivel λ tal que el “volumen” añadido vale P ; en cada λ_i^N se ha añadido el λ_i^X (Cover & Thomas, 2006, Sec. 9.4).

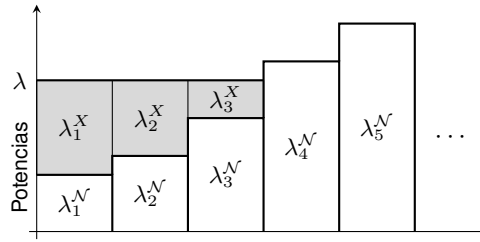


Figura 2-16: Principio del “water-filling” para obtener los λ_i^X satisfaciendo el vínculo de potencia límite y permitiendo de construir Σ_X a partir de la matriz diagonal de los λ_i^X y la base que diagonaliza la covarianza Σ_N del ruido. La zona en grise representa esquemáticamente P .

En el caso escalar, se obtiene

$$C = \frac{1}{2} \log \left(1 + \frac{P}{\sigma_N^2} \right)$$

donde $\frac{P}{\sigma_N^2}$ es conocido como relación señal-ruido ²²

En (Cover & Thomas, 2006; Rioul, 2007) por ejemplo, se dan otros ejemplos de canal de comunicación en el contexto continuo (entrada X_t siendo una señal/proceso, canal filtrando, canal con feedback, etc.).

2.5.3 Codificación entropica sin perdida

²²Esta formula es muy parecida a la de Shannon, Laplume, Clavier (Shannon, 1948; Laplume, 1948; Clavier, 1948) (ver también (Cover & Thomas, 2006, Sec. 9.3) o (Rioul, 2007, Sec. 11.2)). De hecho, si se considera simbolos mandandos durante T segundos (simbolos puesto en forma para dar una señal analogica) usando una banda de transmisión B , por el teorema de Nyquist $B = \frac{1}{2T}$ (caso limite). Si el ruido es blanco en la banda B , de densidad espectral de potencia por unidad de frecuencia igual a N_0 , para un simbolo la relación señal-ruido se escribe $\frac{P}{N_0 B}$. Además, se calcula en general la capacidad por unidad de tiempo es decir la capacidad por simbolo dividido por T , i. e., $C = B \log \left(1 + \frac{P}{N_0 B} \right)$ por segundos, lo que es precisamente la capacidad calculada por Shannon. Esa es a veces conocida como formula de Shannon-Hartley.

El problema de codificación de fuente puede presentarse de la manera siguiente (Cover & Thomas, 2006, cap. 5) o (Rioul, 2007, cap. 13). Sea un proceso aleatorio $\{X_t\}_{t \in \mathbb{Z}}$, supuesto estacionario, llamado *fente*, donde los X_t toman sus valores sobre un alfabeto discreto finito

$$\mathcal{X} = \{x_1, \dots, x_\alpha\} \quad \text{alfabeto fuente}$$

de distribución p_X . A cada posible secuencia ²³ $s_1 \dots s_n \in \mathcal{X}^n$ de letras de \mathcal{X} , se quiere asignar un código $c(s_1 \dots s_n)$ un alfabeto discreto finito,

$$\mathcal{C} = \{\zeta_1, \dots, \zeta_d\} \quad \text{alfabeto código}$$

El código es dicho *d-ario*. Por ejemplo, se puede asignar un código $c(x_i) = \zeta_{i,1} \dots \zeta_{i,l_i} \in \mathcal{C}^{l_i}$ a cada simbolo, código llamado *palabras códigos*, y a secuencias $s_1 \dots s_n$ la concatenación de las palabras códigos correspondiente a cada simbolo, i. e., el código $c(s_1) \dots c(s_n)$. En el sistema Moore por ejemplo, \mathcal{C} consiste en un punto, barra, espacio letras, espacio palabras. En una computadora en general todo se codifica en bits $\mathcal{C} = \{0, 1\}$. Mas formalmente, sean

$$F_{\mathcal{X}} = \bigcup_{k=0}^{\infty} \mathcal{X}^k \quad \text{y} \quad F_{\mathcal{C}} = \bigcup_{k=0}^{\infty} \mathcal{C}^k$$

unión de secuencias de k letras de \mathcal{X} y \mathcal{C} respectivamente. Una codificación de fuente consiste en una función de $F_{\mathcal{X}}$ dentro de $F_{\mathcal{C}}$. En lo que sigue, nos concentramos en códigos definidos para blocks de simbolos de tamaño $m \geq 1$:

$$\begin{aligned} c_m : \mathcal{X}^m &\rightarrow F_{\mathcal{C}} \\ x &\mapsto c_m(x) \in \mathcal{C}^{l_{c_m}(x)} \end{aligned}$$

donde $l_{c_m}(x) \in \mathbb{N}^*$ es el *largo* de la palabra código $c_m(x)$, y

$$\forall n \geq 1, \quad \forall s_1 \dots s_n \in \mathcal{X}^{nm}, \quad c_m(s_1 \dots s_n) \equiv c_m(s_1) \dots c_m(s_n)$$

lo que es llamado *extensión* del codigo. En lo que sigue, se escribirá $c \equiv c_1$.

Una manera ingenua de codificar consiste a apoyarse sobre la descomposición de base d de un entero, i. e., para $1 \leq i \leq \alpha$, $i - 1 = (i_0 - 1) + (i_1 - 1)d + \dots + (i_K - 1)d^K$ donde $K = \lceil \log_d |\mathcal{X}| \rceil$ y $1 \leq i_k \leq \alpha$, y de asignar la palabra código $\zeta_{i_0} \dots \zeta_{i_K}$ al simbolo x_i . Haciendo eso, cada palabra código tieno el mismo largo. Pero, parece mas economico hacer una codificación dicha de largos variables, teniendo en cuenta las probabilidades de aparición de cada x_i . Implicitamente, es la idea del código de Moore, que asigna un punto (o series de puntos) a las letras muy frecuentes, y una barra (o combinaciones) a las que son raras. Dicho de otra manera, el código ingenuo sería “bueno” para x_i apareciendo con las mismas frecuencias/probabilidades.

En los códigos de largos variables (incluyendo el código ingenuo), volviendo a c_m , existen varios tipos de códigos. Un código es dicho *no singular* si c_m es inyectiva: a cada $x \in \mathcal{X}^m$ corresponde una palabra código única. Esta propiedad es un requisito que parece obvio querer para un código. Pero no es suficiente

²³Por abuso de escritura una cadena de n simbolos puede ser vista como un n -uplet.

para poder decodificar un mensaje, compuesta por una secuencia de palabras código. Lo importante en este caso es poder decodificar la secuencia sin ambigüedad: un código es dicho *unicamente decodificable* (o sin pérdida) si todas las extensiones son no singulares. Por ejemplo, sean $\mathcal{X} = \{\alpha, \beta, \gamma, \delta\}$, $\mathcal{C} = \{0, 1\}$ y $c(\alpha) = 0$, $c(\beta) = 0$, $c(\gamma) = 1$, $c(\delta) = 01$ ($m = 1$). El código es no singular, pero no unicamente decodable. La secuencia 0010 puede provenir de $\alpha\alpha\gamma\alpha$, de $\alpha\delta\alpha$ o de $\beta\gamma\alpha$. En general, se requiere de un código que sea unicamente decodificable. A veces, se requiere poder decodificar sobre la marcha, sin esperar de medir toda la secuencia codificada: es lo que se llama *código instantáneo*. Por ejemplo, el código $c(\alpha) = 00$, $c(\beta) = 10$, $c(\gamma) = 11$, $c(\delta) = 110$ es unicamente decodable, pero no instantáneo. Considera la secuencia 0011011 y marcha sobre ella. 0 no es una palabra código; 00 es y sin ambigüedad proviene de un α (no hay otras palabras empezando por 00); luego 1 no es una palabra, y 11 es una palabra código, pero se necesita adelantar para saber si viene de un γ (o de un δ); la letra siguiente siendo un 0, todavía no se puede concluir si 110 vino de γ y algo o δ . Al final, con 1101, se sabe que se tuvo un δ porque ninguna palabra código empieza por 01. Al final, sin ambigüedad el antecedente de la secuencia binaria era $\alpha\delta\gamma$. Pero se necesitó marchar sobre toda la secuencia antes de decodificar. Obviamente, un código instantáneo es tal que ninguna palabra código es prefijo de una otra, *i. e.*, si $c_m(x)$ es una palabra código, las otras palabras código no pueden empezar con $c_m(x)$; el código es también dicho *libre de prefijo*. Estas distinciones están ilustradas en la figura 2-17 (ver (Cover & Thomas, 2006, cap. 5)).

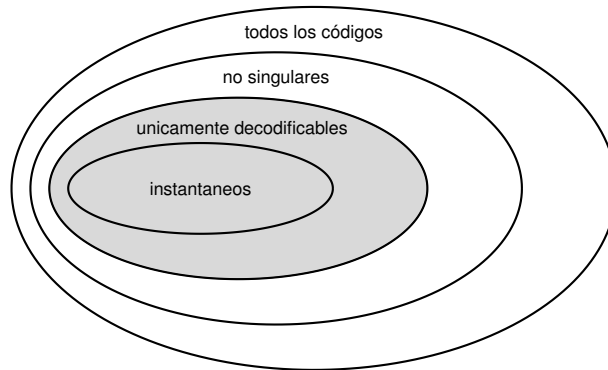


Figura 2-17: Clases de códigos. Los códigos contienen la clase de los no singular. La misma contiene la clase de los códigos unicamente decodificables. Ella contiene los códigos instantáneos. En grise se representan las clases de códigos sin pérdida a lo cuales se dedica esta sección.

Además de la decodificación sin ambigüedad, una caracterización importante del código es la tasa de codificación ²⁴

$$R_{c_m} = \frac{\log_d \left(\sum_{x \in \mathcal{X}^m} l(x) \Pr[X = x] \right)}{m}$$

donde X representa una secuencia de m variables X_t . El argumento del logaritmo (de base adecuada al

²⁴En (Rioul, 2007) por ejemplo, se define esta tasa suponiendo que cada secuencia fuente es codificado por el mismo número de bits. La tasa es entonces el número de bits por símbolo.

cardinal de \mathcal{C}) es el *largo promedio* del código. Por ejemplo, para $d = 2$, R_{c_m} es el numero de bits promedio del código por simbolo.

En general, se quiere minimizar R_{c_m} (compresar el mensaje a mandar), lo que puede ser contradictorio con la necesidad de añadir redundancia para no perder información durante una transmisión. En lo que sigue, nos concentramos en el problema de compresión, sin tener en cuenta el paso de transmisión de mensajes codificados en un canal. Minimizar la tasa es equivalente a minimizar el largo promedio. Se puede focalisarse en $m = 1$; todo se extiende sencillamente a $m > 1$.

La meta de la compresión es entonces construir un código c , unicamente decodificable, que minimizar el largo promedio

$$L(c) = \sum_{x \in \mathcal{X}} p_X(x) l(x)$$

Antes de ir mas adelante, falta traducir en ecuación el vinculo de que c sea unicamente decodificable. Eso es dado por la desigualdad de Kraft-McMillan (Kraft Jr, 1949; McMillan, 1956; Karush, 1961)²⁵

Teorema 2-8 (Desigualdad de Kraft-McMillan). *Los largos $l_c(x)$ de la palabras código de un código c unicamente decodable deben satisfacer la desigualdad*

$$\sum_{x \in \mathcal{X}} d^{-l_c(x)} \leq 1$$

Recíprocamente, para cada conjunto de enteros $\{\ell_x\}_{x \in \mathcal{X}}$ satisfaciendo esta desigualdad, es posible de construir un código unicamente decodable con $l_c(x) = \ell_x$.

Demostración. Para cualquier $k \geq 1$ y cualquier cadena $s = s_1 \cdots s_k \in \mathcal{X}^k$, la extensión del código, $c_k(s_1 \cdots s_k) = c(s_1) \cdots c(s_k)$ satisface $l_{c_k}(s) = \sum_i l_c(s_i)$. Entonces

$$\left(\sum_{x \in \mathcal{X}} d^{-l_c(x)} \right)^k = \sum_{\bar{x} \in \mathcal{X}^k} d^{-l_{c_k}(\bar{x})} = \sum_{m=1}^{k l_c^{\max}} \#(m) d^{-m}$$

re-escribiendo la segunda suma, agrupando los terminos de mismo largos, donde $\#(m)$ es el numero de códigos de \mathcal{X}^k tiendo el largo m y $l_c^{\max} = \max_{x \in \mathcal{X}} l_c(x)$ largo mayor. c siendo unicamente decodificable, c_k debe ser inyectiva, imponiendo $\#(m) \leq d^m$ (no hay mas palabras de largo m que el cardinal de \mathcal{C}^m), dando inmediatamente que necesariamente

$$\forall k \in \mathbb{N}^*, \quad \sum_{x \in \mathcal{X}} d^{-l_c(x)} \leq (k l_c^{\max})^{\frac{1}{k}} \Leftrightarrow \sum_{x \in \mathcal{X}} d^{-l_c(x)} \leq \min_{k \in \mathbb{N}^*} (k l_c^{\max})^{\frac{1}{k}}$$

Un estudio rapido de $u \mapsto (u l_c^{\max})^{\frac{1}{u}}$ para $u \geq 1$ y teniendo en cuenta de que $l_c^{\max} \leq 1$ permite concluir que el mínimo es igual a 1, terminando la parte directa del teorema.

²⁵Esta desigualdad fue probada por Kraft para códigos instantaneos en su tesis de maestria (Kraft Jr, 1949). Luego, fue extendida a los códigos unicamente decodificables por B. McMillan (McMillan, 1956) (en una nota de pie de pagina de su papel, atribua esta observación a J. L. Doob hecho oralmente durante una escuela de verano en Ann Arbor, MI en agosto 1955).

Recíprocamente, sea $\{\ell_x\}_{x \in \mathcal{X}}$ un conjunto de enteros satisfaciendo la desigualdad de Kraft-McMillan. Se puede agrupar los largos iguales y clasificarlos. Sea n_ℓ los números de largos igual a $\ell = 1, \dots, \ell^{\max} \leq \alpha$. Consideramos ahora un árbol empezando con una raíz, correspondiente a un largo 0, que se divide en d ramas, correspondiente a los largos iguales a 1; a cada nudo se asocian las letras ζ_1, \dots, ζ_d . Estos nudos se dividen cada uno en d otras ramas, y los nudos de “padre” ζ_i se va a asociar las palabras códigos $\zeta_i \zeta_1, \dots, \zeta_i \zeta_\alpha$, etc. Este árbol, conocido como árbol de Kraft, es ilustrado en la figura 2-18 para $d = 2$ y $\mathcal{C} = \{0, 1\}$. Claramente, $n_1 \leq d$ si no $n_1 d^{-1} > 1$ y los largos no podrían satisfacer la desigualdad de Kraft-McMillan. El principio es entonces de asociar a los n_1 (posiblemente igual a 0) largos iguales a 1 unos nudos con las palabras código asociadas de largo 1 (primera profundidad de ramas) y de prohibir todos las ramas de padre los nudos seleccionados (líneas punteadas en la figura 2-18). Estos nudos son llamados *hojas* (no hay ramas). En la capa de “hijos” de profundidad/largos 2, quedan $d^2 - n_1 d$ nudos (accessibles) que se puede dividir en ramas. Nuevamente, $n_2 \leq d^2 - n_1 d$ sino se tendría $n_1 d^{-1} + n_2 d^{-2} > 1$, incompatible con la desigualdad de Kraft-McMillan. Se puede asociar a los n_2 largos iguales a 2 unos nudos con las palabras código asociadas de largo 2 (segunda profundidad), y de prohibir que salen de estos nudos nuevas ramas (son entonces hojas de la segunda profundidad), etc. Haciendo así, se asocia un código c de largos $l_c(x) = \ell_x$ que aparece libre de prefijo, es decir instantáneo. Entonces, este código es también únicamente decodable. \square

A este punto, se menciona los hechos siguientes

- Los largos de un código únicamente decodable satisfacen la desigualdad de Kraft-McMillan, pero con el conjunto de largos correspondientes se puede siempre construir un código instantáneo. Claramente, se puede buscar un código de largo promedio mínimo en los códigos instantáneos, sin pérdida de optimalidad (buscar el la clase mas amplia de los únicamente decodable no permite bajar el largo promedio).
- En los códigos libre de prefijo, si se fija los números de hojas (última profundidad) borradas contruyendo un código, este vale $\sum_{i=1}^{\ell^{\max}} n_i d^{\ell^{\max}-i} = \sum_{x \in \mathcal{X}} d^{\ell^{\max}-l_c(x)}$. Es necesariamente menor que los números total $d^{\ell^{\max}}$ de hojas, lo que prueba el teorema para los códigos instantáneos (Kraft Jr, 1949; Karush, 1961).
- El teorema se generaliza obviamente para codificar una fuente discreta pero con un número infinito de estados, tomando el límite $\alpha \rightarrow \infty$.
- Si se conocen los largos óptimos, es suficiente para poder construir un código libre de prefijo.

El formalismo dado, se va a ver ahora reapacer la entropía de Shannon como cota de la codificación de fuente sin pérdida:

Teorema 2-9 (Cota inferior de códigos únicamente decodable). *Para cualquier código c únicamente decodable de la fuente X , su largo promedio esta acotado por debajo por la entropía de Shannon de base d de X ,*

$$L(c) = \sum_{x \in \mathcal{X}} p_X(x) l_c(x) \geq H_d(X)$$

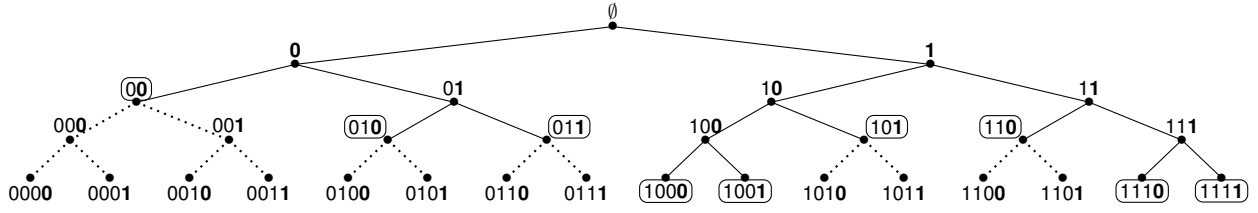


Figura 2-18: Árbol de Kraft en el caso binario ($d = 2$). De la raíz, de código \emptyset de largo 0, se divide en dos ramas, de códigos respectivamente 0 y 1 (profundez 1). Cada nodo de esta profundidad se divide de nuevo en dos ramas (profundez dos), dando cuatros nuevos nodos con los códigos 00 y 01 de padre 0, y 10 y 11 de padre 1. Etc. En cada nodo, en el código, se marca en negrita la letra correspondiente al bit añadido al código padre. Para hacer un código libre de prefijo, una vez que un nodo es seleccionado para ser una palabra código (encuadrado en la figura), no se puede tener nodo “hijos” siendo también una palabra código: se boran las ramas saliendo de un nodo-palabra código (ramas punteadas).

Demostración. Sea $q(x) = \frac{d^{-l_c(x)}}{\sum_{x \in \mathcal{X}} d^{-l_c(x)}}$, siendo una distribución de probabilidad por construcción. Escribiendo $l_c(x) = \log_d d^{-l_c(x)}$, se puede expresar el largo promedio de la forma

$$L(c) = - \sum_{x \in \mathcal{X}} p_X(x) \log_d d^{-l_c(x)} = - \sum_{x \in \mathcal{X}} p_X(x) \log_d q(x) - \log_d \sum_a d^{-l_c(x)}$$

Notando que $-\log_d q = \log_d \left(\frac{p_X}{q} \right) - \log_d p_X$ se obtiene

$$L(c) = H_d(X) + D_d(p_X \| q) - \log_d \sum_{x \in \mathcal{X}} d^{-l_c(x)}$$

El resultado proviene de la positividad de la divergencia de Kullback-Leibler y de la desigualdad de Kraft (el argumento del logaritmo siendo menor que 1). \square

Este resultado significa que la tasa de compresión sin pérdida no puede ser mas bajo que el contenido informacional de la fuente. En este sentido, H tiene realmente un sabor de información sobre la fuente X .

La entropía aparece también en la cota superior del código óptimo:

Teorema 2-10 (Cota superior del código unicamente decodable óptimo). *El largo promedio L^{opt} del código c^{opt} unicamente decodable, de largo promedio mínimo esta acotado por arriba por la entropía de Shannon de base d de X mas un dit (1 simbolo de \mathcal{C}),*

$$L^{\text{opt}} < H_d(X) + 1$$

Demostración. Por eso, empezamos por buscar los largos óptimos, solución de la optimización

$$\min \sum_{x \in \mathcal{X}} p_X(x) l(x) \quad \text{sueto a} \quad \sum_{x \in \mathcal{X}} d^{-l(x)} \leq 1$$

Sea $q(x) = \frac{d^{-l_c(x)}}{\sum_{x \in \mathcal{X}} d^{-l_c(x)}}$, siendo una distribución de probabilidad por construcción. Escribiendo $l_c(a) = \log_d d^{-l_c(a)}$, se puede expresar el largo promedio de la forma

$$L(c) = - \sum_{x \in \mathcal{X}} p_X(x) \log_d d^{-l_c(x)} = - \sum_{x \in \mathcal{X}} p_X(x) \log_d q(x) - \log_d \sum_{x \in \mathcal{X}} d^{-l_c(x)}$$

Olvidando que los $l_i \equiv l(x_i)$ son enteros, $L(c)$ es convexa con respecto a los l_i así que el vínculo, garantizando que el mínimo existe y es único. El problema se resuelva con el enfoque KKT ²¹, optimización con vínculos tipo desigualdades (Miller, 2000; Cambini & Martein, 2009), conduciendo a los “largos”

$$\tilde{l}(x) = -\log_d p_X(x)$$

Una posibilidad puede ser de tomar la parte entera superior,

$$l(x) = \left\lceil -\log_d p_X(x) \right\rceil$$

Obviamente el conjunto de largos satisface la desigualdad de Kraft-McMillan, así que se puede construir un código c^{sh} unicamente decodable con estos largos. De $l(x) < -\log_d p_X(x) + 1$ se obtiene

$$L^{\text{opt}} \leq L(c^{\text{sh}}) < H_d(X) + 1$$

□

De

$$H_d(X) \leq L^{\text{opt}} < H_d(X) + 1$$

se revela el rol fundamental de la entropía en la codificación de fuente sin pérdida. La codificación es a veces dicha *codificación entropica* y da un rol operacional a la entropía de Shannon. Se notara de la demostración precedente de que aparece un código particular:

Definición 2-16 (Código de Shannon). *Un código c^{sh} de una fuente X , de largos $l^{\text{sh}}(x) = \left\lceil -\log_d p_X(x) \right\rceil$, libre de prefijo (construido sobre el árbol de Kraft) es llamado código de Shannon.*

Obviamente, también

$$H_d(X) \leq L(c^{\text{sh}}) < H_d(X) + 1$$

Al lo contrario de primer vista, un código de Shannon no es óptimo. Un ejemplo sencillo para verlo consiste a tomar $\mathcal{X} = \mathcal{C} = \{0, 1\}$ y $p_x(0) = 0,999 = 1 - p_x(1)$. Los largos de Shannon van a ser $l^{\text{sh}}(0) = 1$ y $l^{\text{sh}}(1) = 10$, de largo promedio $L(c^{\text{sh}}) = 1,009$. Obviamente, un código óptimo es $c(x) = x$ de largos $l(x) = 1$ dando $L^{\text{opt}} = 1$ bit. De hecho, volviendo al problema con largos virtualmente no enteros, el mínimo se alcanza para $\tilde{l}(x) = -\log_d p_X(x)$, es decir que, los largos siendo enteros, se alcanza la cota mínima del código óptimo si y solamente si $-\log_d p_X(x)$. Una distribución satisfaciendo esta condición es dicha d -adica. Sin embargo, el código de Shannon es “competitivo” en el sentido de que:

Teorema 2-11 (Competitividad del código de Shannon). *Sea X fuente sobre \mathcal{X} , de distribución p_X y c^{sh} el código de Shannon asociado sobre el alfabeto código $\mathcal{C} = \{\zeta_1, \dots, \zeta_d\}$, de largos $l^{\text{sh}}(x) = \left\lceil -\log_d p_X(x) \right\rceil$. Para cualquier código c unicamente decodable y cualquier $k \geq 1$,*

$$\Pr \left[l^{\text{sh}}(X) \geq l_c(X) + k \right] \leq \frac{1}{d^{k-1}}$$

Demostración. Por definición de un código de Shannon, de $a + 1 > \lceil a \rceil \geq b \Rightarrow a \geq b - 1$, se obtiene

$$\begin{aligned} \Pr \left[l^{\text{sh}}(X) \geq l_c(X) + k \right] &\leq \Pr \left[-\log_d p_X(X) \geq l_c(X) + k - 1 \right] \\ &= \Pr \left[p_X(X) \leq d^{-l_c(X)-k+1} \right] \\ &= \sum_{x \in \mathcal{X}: p_X(x) \leq d^{-l_c(X)-k+1}} p_X(x) \end{aligned}$$

Pero, sumando sobre lo x tal que $p_X(x) \leq d^{-l_c(X)-k+1}$, se obtiene

$$\begin{aligned} \Pr \left[l^{\text{sh}}(X) \geq l_c(X) + k \right] &\leq d^{1-k} \sum_{x \in \mathcal{X}: p_X(x) \leq d^{-l_c(X)-k+1}} d^{-l_c(X)} \\ \Pr \left[l^{\text{sh}}(X) \geq l_c(X) + k \right] &\leq d^{1-k} \sum_{x \in \mathcal{X}} d^{-l_c(X)} \end{aligned}$$

(añadiendo terminos positivos en la suma). La prueba se cierra notando que c siendo unicamente decodable, l_c satisface la desigualdad de Kraft-McMillan. \square

Este teorema traduce el hecho de que si c^{sh} no es óptimo, tomando cualquier otro código (incluyendo el óptimo), la probabilidad que $c^{\text{sh}}(X)$ tiene un largo mas importante que $c(X) + k$ decrece exponencialmente con k . En el ejemplo anterior, si se compara c^{sh} y el código óptimo, para $k = 9$ (caso del código de 1), $\Pr \left[l^{\text{sh}}(X) \geq l_c(X) + 9 \right] \leq 0,391 \%$. De hecho, una palabra código de largo 10 aparece con una probabilidad 0,1 %...

En el problema de minimización, el hecho de que los largos deben ser enteros no permite solucionar explicitamente el problema de búsqueda del código óptimo. Numeros investigadores contruyeron códigos, intentando probar que son óptimos (ver ej. (Shannon, 1948; Shannon & Weaver, 1964; Fano, 1949) por los primeros, y (Cover & Thomas, 2006, & ref.)). El código conocido como *código de Fano*²⁶ c^{fa} se basa sobre el hecho de que se alcanza la cota mínima para una distribución d -adica. El principio es de clasificar \mathcal{X} para obtener las probabilidades clasificadas en orden decrecientes (p_X^\downarrow) . Luego, se divide \mathcal{X} en d ensembles a lo mas equiprobables que se puede (*i. e.*, de probabilidad a lo mas cerca de d^{-1}) y de asignar ζ_i al conjunto i . Luego, se repite el proceso a cada sub-conjunto (para tener sub-conjuntos de probabilidades a lo mas cerca de d^{-2}) y al subconjunto j del conjunto i se va a asignar le código $\zeta_i \zeta_j$, etc. Eso es ilustrado en la figura 2-19(a).

Probar/mencionar que también

$$H(X) \leq L(c^{\text{fa}}) < H(X) + 1$$

Fijense de que no hay un único código de Fano o de Shannon (tal como no hay un óptimo único). Por exemple, hacer una permutacion de los ζ_i da los mismos largos y el mismo largo promedio sin cambiar el

²⁶A pesar de que sea diferente del de Shannon y que cada uno fueron hechos independientemente, a veces es conocido como código de Fano-Shannon, o aun Shannon-Fano-Elias (Cover & Thomas, 2006; Krajči, Liu, Mikeš & Moser, 2015).

aspecto libre de prefijo. De la misma manera, en el árbol de Kraft, en cada profundidad se puede permutar los símbolos asociados a las hojas de esta profundidad sin cambiar el aspecto libre de prefijo y sin que cambie los largos $l(x_i)$ (y entonces con el mismo largo promedio).

Una solución para construir un código óptimo fue propuesta por Huffman en 1951-1952 (Huffman, 1952; Pigeon, 2003) ²⁷

Definición 2-17 (Código de Huffman). *Suponemos que existe un $q \in \mathbb{N}$ tal que ²⁸ $\alpha = |\mathcal{X}| = d + q(d - 1)$. El algoritmo de Huffman consiste a construir un árbol donde cada nudo es asociado a un conjunto de símbolos fuente y una letra de \mathcal{C} de la manera siguiente:*

1. *Clasificar las probabilidades en orden decrecientes: llamamos p_i las probabilidades rearrregladas y, por cambio de escritura, x_i el símbolo fuente correspondiente.*
2. *A cada x_i , $n - d + 1 \leq i \leq n$, asociar un nudo y la letra “hijo” ζ_i .*
3. *Crear d ramas saliendo de un nudo padre hasta los d nudos x_i , $n - d + 1 \leq i \leq n$.*
4. *Crear un nuevo conjunto de símbolos fuente $\tilde{x}_i = x_i$, $1 \leq i \leq n - d$ de probabilidades respectivas $\tilde{p}_i = p_i$ y $\tilde{x}_{n-d+1} = \{x_j, n - d + 1 \leq j \leq n$ de probabilidad $\tilde{p}_{n-d+1} = p_{n-d+1} + \dots + p_n$. El último “super-símbolo” fuente es asociado al nudo padre de la etapa 3.*
5. *Si quedan más de un (super-)símbolo fuente, volver a la etapa 1 con $p \equiv \tilde{p}$ y $x \equiv \tilde{x}$.*

Como descrito tratando del código usando el árbol de Kraft, $c^{\text{huf}}(x_i)$ se construye saliendo de la raíz del árbol así construido, agregando las letras del camino que llega a la hoja x_i . Eso es ilustrado en la figura 2-19-(b) en el caso binario.

Se mencionara que a cada etapa, el nuevo conjunto de super-símbolos fuente contiene exactamente $d - 1$ símbolos menos que a la etapa precedente. Así, con $n = d + q(d - 1)$ el algoritmo tiene exactamente $q + 1$ bucles y en cada profundidad no hay nudo vacío en el sentido que o es una hoja, o es un nudo padre/prefijo (quedaran exactamente d nudos a agregar a la raíz en la última etapa). Por ejemplo, con $d = 3$ si tuvieramos $n = 4$, en la segunda etapa tendríamos 2 estados a juntar, dando un código de largos 2, 2, 2, 1. Empezando la primera etapa con la asociación de 2 estados, es decir 3 teniendo en cuenta un estado fictivo ($n = 5$, $q = 1$) van a quedar 3 estados en la segunda etapa, dando un código de largos 2, 2, 1, 1, es decir de largo promedio más pequeño.

Teorema 2-12 (Óptimalidad del código de Huffman). *El algoritmo de Huffman da un código c^{huf} de largo promedio mínimo en la clase de los códigos únicamente decodables y los libre de prefijo (se recordará que*

²⁷De hecho, Huffman fue estudiante de maestría de Fano, trabajando en el MIT. Su tesis era de probar que el código de Fano era óptimo: Huffman propuso su propio código, andando al revés del enfoque de Fano, y demostró que era óptimo (Stix, 1991).

²⁸Si no, se puede elegir $q = \left\lceil \frac{n-d}{d-1} \right\rceil$, y completar \mathcal{X} con $d + q(d - 1) - \alpha$ símbolos fuente fictivos de probabilidades cero, lo que no va a cambiar ni la entropía, ni el largo promedio del código afente.

con los largos de códigos unicamente decodable, siempre se puede construir un código libre de prefijo), es decir $L^{\text{opt}} = L(c^{\text{huf}})$.

Demostración. Una prueba es dada por ejemplo en (Cover & Thomas, 2006, Sec. 5.8) en el caso binario, pero la extensión para $d > 2$ es un poco mas subtile. La prueba mas general es dada por Huffman (Huffman, 1952) y se consigue también por parte en (Pigeon, 2003). Suponemos que $q \geq 1$ (sino, el resultado es obvio). Las etapas son

- Sean j, k dos indices. Si c^{opt} es un código optimo, y c un código tal que $l(x_i) = l_i^{\text{opt}}$, $i \neq j, k$, $l_j = l_k^{\text{opt}}$ & $l_k = l_j^{\text{opt}}$, se obtiene $0 \leq L(c) - L^{\text{opt}} = \sum_i p_i (l_i - l_i^{\text{opt}}) = (p_j - p_k) (l_k^{\text{opt}} - l_j^{\text{opt}})$. Entonces $p_j > p_k \Rightarrow l_j^{\text{opt}} \leq l_k^{\text{opt}}$.
- Sea m el número de simbolos fuente con un código de largo máximo $l_{\text{máx}}$ y $m' = \min(m, d)$. Del punto anterior, los m simbolos con palabra código de largo máximo son los de probabilidades mas pequeñas.
- Como descrito antes, se puede permutar las letras códigos de una profundidad del arbol de Kraft sin cambiar ni el aspecto libre de prefijo, ni el largo promedio. Se puede entonces considera el código óptimo tal que los m' simbolos de probabilidades las mas pequeñas tienen el mismo nudo padre, i. e., solamente la última letra código cambia entre ellos.
- Suponemos que $m' = m < d$. Sea una “super-fuente” $\mathcal{X}^{(2)} = \{x_i^{(2)}\}_{i=1}^{n-m'+1}$ con $x_i^{(2)} = x_i$, $1 \leq i \leq n-m'$ de probabilidades respectivas $p(x_i)$ y $x_{n-m'+1}^{(2)} \equiv \{x_i\}_{i=n-m'+1}^n$ de probabilidad $p_{n-m'+1} + \dots + p_n$ (se “plegan” las m' hojas en un super-simbolo). La codificación óptima es entonces una codificación libre de prefijo de $\mathcal{X}^{(2)}$, “arbol raiz” del código óptimo, a la cual se añade una letra código ζ_k diferente a cada simbolo del super-simbolo $x_{n-m'+1}^{(2)}$. La profundidad máxima del código arbol es $l_{\text{máx}} - 1$ y debe ser llena, en el sentido de que no debe tener un nudo que sea ni una hoja, ni un prefijo. En el caso contrario, se podría desplazar un simbolo de $x_{n-m'+1}^{(2)}$ al nudo “vacío” de la profundes $l_{\text{máx}} - 1$, sin cambiar el aspecto libre de prefijo, pero ganando una letra código sobre un simbolo, i. e., hacer un código libre de prefijo con un largo promedio menor. Sería contradictorio con la optimalidad del código inicial.
- Para codificar $\mathcal{X}^{(2)}$, se necesita por lo menos $\lceil \log_d(n - m' + 1) \rceil$ profundidad en el arbol raiz. En esta profundidad (máxima en el caso optimistico), hay $d^{\lceil \log_d(n - m' + 1) \rceil} \geq n - m' + 1$ nudos. En la última profundidad pueden ser todos ocupados si y solamente si $d^{\lceil \log_d(n - m' + 1) \rceil} = n - m' + 1$. En otras palabras, es posible si y solamente si existe un entero k tal que $n - m' + 1 = d^k$, es decir, con $n = d + q(d - 1)$, que teniamos el entero $q = \frac{d^k - d}{d - 1} + \frac{m' - 1}{d - 1}$. La primera fracción $\frac{d^k - d}{d - 1} = d^{k-1} + \dots + 1$ siendo entera, q no puede ser entero con $m' < d$. En otros terminos, necesariamente $m' = d$, i. e., los d simbolos de probabilidad mas debiles son el la última profundidad y se puede elegir que compartent el mismo nudo padre.
- Sea $c^{\text{opt},(1)}$ el código óptimo correspondiente a \mathcal{X} y $c^{(2)}$ el código “padre” sobre $\mathcal{X}^{(2)}$ ($c^{\text{opt},(1)}$ quitando la último letra código de los simbolos juntados, i. e., con la raiz común de estos). De la misma manera, sea $c^{\text{opt},(2)}$ un código óptimo sobre $\mathcal{X}^{(2)}$ y $c^{(1)}$ el que se obtiene desplegando el super-simbolo

$x_{n-d+1}^{(2)}$ en d hojas. De $L^{\text{opt},(1)} = L(c^{(2)}) + p_{n-d+1} + \dots + p_n$ (pasar de $\mathcal{X}^{(2)}$ a \mathcal{X} se añade solo una letra palabra a los símbolos del super-símbolo) y $L(c^{(1)}) = L^{\text{opt},(2)} + p_{n-d+1} + \dots + p_n$ se obtiene $(L^{\text{opt},(1)} - L(c^{(1)})) + (L^{\text{opt},(2)} - L(c^{(2)})) = 0$. Cada término entre paréntesis siendo positivos, valen necesariamente cero (la suma de términos positivos vale cero si y solo si todos son nulos). En conclusión, $c^{(2)}$ padre de $c^{\text{opt},(1)}$ queda óptimo, $c^{(2)} \equiv c^{\text{opt},(2)}$ (y $c^{(1)} \equiv c^{\text{opt},(1)}$).

- Notando que $|\mathcal{X}^{(2)}| = n - (q-1)(d-1)$, el razonamiento se progaga por inducción, pasando de $c^{\text{opt},(k)}$ a $c^{\text{opt},(k+1)}$ juntando los d super-símbolos de probabilidades mas débiles, hasta tener un super-símbolo tendiendo todos los símbolos, $|\mathcal{X}^{(K)}| = 1$, raíz del árbol.

□

De esta prueba, se puede ver que

- Cada profundidad siendo llena, los largos obtenidos van a saturar la desigualdad de Kraft-McMillan.
- Si si $\frac{n-d}{d-1}$ no es entero, en lugar de completar \mathcal{X} con símbolos fictivos se puede empezar el algoritmo de Huffman juntando los $n - d - \left\lfloor \frac{n-d}{d-1} \right\rfloor (d-1) + 1$ símbolos fuentes de probabilidades mas débiles en un super-símbolo, y luego hacer la bucla descrita (juntando por super-símbolos de d símbolos en cada bucla); en este caso, no se satura mas la desigualdad de Kraft-McMillan.
- Obviamente, en el caso binario $d = 2$, no es necesario completar \mathcal{X} por estados fuentes, o empezar con menos de d símbolos juntados (n es necesariamente de la forma $n = d + q(d-1) = 2 + q$).
- El algoritmo no permite conocer los largos de manera analítica en función de p_i , y tampoco el largo promedio. Se los pueden deducir solamente implementando el algoritmo (una vez que es construido). Era el caso también en el enfoque de Fano.

Volviendo al código ingenuo, sería óptimo (y equivalente a los de Fano y de Shannon) para una distribución uniforme. En este contexto, la entropía es $H_d(X) = \log_d |\mathcal{X}|$, precisamente la incerteza del enfoque de Hartley que corresponde a los números de dígit necesarios para condicionar (ingenuosamente) la fuente.

Se notara que, tratando de una fuente $\{X_t\}_{t \in \mathbb{Z}}$ de variables independientes, se puede codificar la fuente con un largo promedio arbitrariamente cerca de $H(X)$. El principio es de considerar vectores $[X_1 \dots X_n]^t$ viviendo sobre \mathcal{X}^n , llamado extensión de orden n de la fuente, con un código únicamente decodable (o libre de prefijo) de esta extensión (es llamado *codificación de la extensión* (no es necesariamente una extensión de c). Así, $H_d(X_1, \dots, X_n) \leq L^{\text{opt},n} < H_d(X_1, \dots, X_n) + 1$, es decir, de la independencia,

$$H_d(X) \leq \frac{L^{\text{opt},n}}{n} < H_d(X) + \frac{1}{n} \quad \text{por símbolo}$$

(ver también (Rioul, 2007, cap. 13, teorema de Shannon)). Fijense que si $\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{L^{\text{opt},n}}{n} \rightarrow H(X)$, $\frac{L^{\text{opt},n}}{n}$ no es necesariamente decreciente con respecto a n . Eso es descrito figura 2-20. Lo mismo puede ocurrir con el código de Shannon **y lo de Fano**. Además, el cardinal del alfabeto extendido \mathcal{X}^n crece exponencialmente con n , lo que no permite elegir un n muy grande.

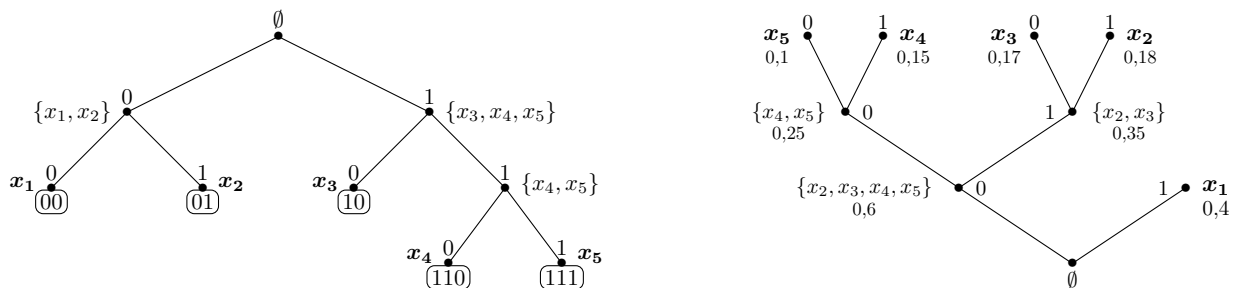


Figura 2-19: Construcción de un código binario sobre $\mathcal{C} = \{0, 1\}$ asociado al vector de probabilidad $p_X = [0.4 \ 0.18 \ 0.17 \ 0.15 \ 0.1]^t$ sobre el árbol de Kraft. En este caso, $H_2(X) \approx 2.1514$ (a): enfoque de Fano, saliendo de la raíz. En cada nudo, se menciona el conjunto de símbolos que van a tener el código correspondiente (en negro cuando es un solo símbolo). Se pasa de una profundidad a la otra dividiendo los conjuntos en sub-conjuntos a lo mas equiprobables. En esta construcción da el código $c^{\text{fa}}(x_1) = 00$, $c^{\text{fa}}(x_2) = 01$, $c^{\text{fa}}(x_3) = 10$, $c^{\text{fa}}(x_4) = 110$, $c^{\text{fa}}(x_5) = 111$ de largo promedio $L(c^{\text{fa}}) = 2.25$. (b): enfoque de Huffman, saliendo de las hojas. En cada nudo, se menciona el correspondiente (i) conjunto de símbolos, (ii) ζ_i de esta profundidad/posición, (iii) la probabilidad asociada al conjunto. Se pasa de una profundidad a la otra juntando los conjuntos menos probables en sobre-conjuntos. En negro son indicados los solo símbolos simples: van a tener el código agregando los de los nudos yendo de la raíz hasta las hojas. En esta construcción da el código $c^{\text{huf}}(x_1) = 1$, $c^{\text{huf}}(x_2) = 011$, $c^{\text{huf}}(x_3) = 010$, $c^{\text{huf}}(x_4) = 001$, $c^{\text{huf}}(x_5) = 000$ de largo promedio $L^{\text{opt}} = 2.2$.

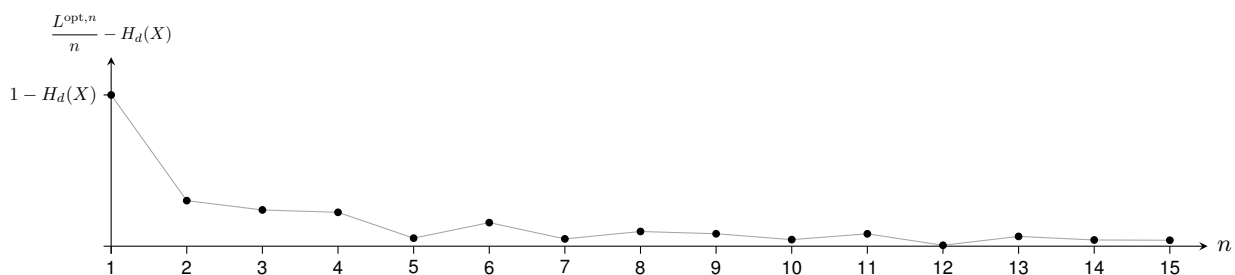


Figura 2-20: $\frac{L^{\text{opt},n}}{n} - H_d(X)$ (puntos), diferencia entre el largo promedio óptimo por símbolo de las extensiones \mathcal{X}^n de orden n de la fuente \mathcal{X} y la cota inferior en función de n . La línea llena en gris sirve como guía. En esta ilustración se usa el ejemplo lo mas simple con $d = 2$ y $p = [0.33 \ 0.67]^t$.

Para codificar una fuente, que se haga el código óptimo o de Shannon, hace falta usar la distribución de probabilidad de la fuente X . Practicamente, es usual que no se la tiene. Frecuentemente, es estimada a partir de datos, o, dicho de otra manera, se codifica con una distribución que no es la distribución de la fuente. Una pregunta que surge es de saber que se pierde usando una distribución no adaptada (o “falsa”). La respuesta general no es obvia, pero tratando del código de Shannon se puede contestar:

Teorema 2-13 (Código falso de Shannon). Sea $c^{\text{sh}}(p)$ el código de Shannon sobre el alfabeto código $\mathcal{C} = \{\zeta_1, \dots, \zeta_d\}$ asociado a la distribución p . Sea X fuente sobre \mathcal{X} , de distribución p_X y q una distribución cualquiera (ej. estimada de p_X presupuesta. . .). Entonces el largo promedio $L_{c^{\text{sh}}(q)}$ del código $c^{\text{sh}}(q)$ aplicado

a la fuente X satisface las desigualdades siguientes

$$H_d(p_X) + D_d(p_X \| q) \leq L_{c^{sh}}(q) < H_d(p_X) + D_d(p_X \| q) + 1$$

Demostración. Por definición,

$$L_{c^{sh}}(q) = \sum_{x \in X} p_X(x) \left\lceil -\log_d q(x) \right\rceil$$

La desigualdad viene de $a \leq \lceil a \rceil < a + 1$ y escribiendo $-p_X \log_d q = -p_X \log_d p_X + p_X \log \left(\frac{p_X}{q} \right)$. □

Olvidando el posible extra dit (penser a la codification block), este teorema da una interpretación operacional a la entropía relativa, o divergencia de Kullback-Leibler. Esta cuantifica la pérdida en término de largo promedio codificando con una distribución falsa. Dicho de otra manera, usando q en lugar de p_X , se usa la información de p_X porque se codifica la fuente X , pero suponiendo la distribución q , se pierde lo que representa la información relativa o de p_X con respecto a la referencia (distribución supuesta) q .

Existen varios otros modos de codificar símbolos. En particular, con la meta de transmitir los símbolos codificados en un canal de comunicación, a veces no es oportuno de comprimir drásticamente. Existen por ejemplo codificaciones que permiten una corrección de error en la recepción. Pueden tomar en cuenta las características del canal de transmisión. Estos van más allá de la ilustración de esta sección. Ver (Berlekamp, 1974; Gallager, 1978; Sayood, 2003; Cover & Thomas, 2006; Rioul, 2007) entre otros para tener más detalles sobre varios esquemas de codificación/compresión.

2.5.4 Gas perfecto

En el marco del gas perfecto

Va donner un lien avec Boltzmann

Feder Merhav IT'94 et lien avec discrimination; Vacisek en test de Gaussianite et cf plus loin avec generaloses Go75 etc

2.6 Entropías y divergencias generalizadas

A pesar de que la entropía de Shannon y sus cantidades asociadas demostraron sus potencias tan de un punto de vista descriptivo que en término de aplicaciones en la transmisión de la información y la compresión, varias nociones informacionales, de tipo entropías o divergencias, aparecieron luego. En esta sección no se desarrollará todos los enfoques ni todas las aplicaciones tan la literatura es importante. La meta es dar los caminos conduciendo a las generalizaciones de la entropía de Shannon por un lado, y de la divergencia de

Kullback-Leibler por el otro lado. No son siempre vinculados, a pesar de que sea desirable que a cada entropía sean asociados nociones de entropías condicionales y relativas.

2.6.1 Entropías y propiedades

Si la entropía de Shannon fue el punto de salida fundamental en todo el desarrollo de la teoría de la información, un poco más de una década después de su papel clave y muy completo, Rényi propuso una medida generalizada (Rényi, 1961). Su punto de vista fue más matemático que físico o ingeniero. Retomó los axiomas de Fadeev (Fadeev, 1956, 1958; Khinchin, 1957) a probabilidades incompletas $p = [p_1 \cdots p_n]^t$, $p_i \geq 0$, $w_p = \sum_i p_i \leq 1$: (i) la invarianza de $H(p)$ por permutación de los p_i , (ii) la continuidad de la incerteza elemental $H(p_i)$ (p_i visto como probabilidad incompleta), (iii) $H(\frac{1}{2}) = 1$, (iv) la aditividad $H(p \otimes q) = H(p) + H(q)$ donde $p \otimes q$ es el producto de Kronecker²⁹, i. e., probabilidad conjunta de dos variables independientes, y consideró en lugar de la recursividad un axioma dicho de valor promedio, axioma muy parecido a la recursividad. Para p y q probabilidades incompletas tales que $p \cup q = [p_1 \cdots p_n \ q_1 \cdots q_m]^t$ sea incompleta ($w_p + w_q \leq 1$), el axioma (v) es $H(p \cup q) = \frac{w_p H(p) + w_q H(q)}{w_p + w_q}$. Demostró que con (v) en lugar de la recursividad, el conjunto de axiomas conduce de nuevo a la entropía de Shannon. La generalización propuesta por Rényi era de generalizar el axioma (v) reemplazando la media aritmética por una media generalizada (v') $H^r(p \cup q) = g^{-1} \left(\frac{w_p g(H^r(p)) + w_q g(H^r(q))}{w_p + w_q} \right)$ con g estrictamente monótona y continua, llamado media *cuasi-aritmética*, o *quasi-lineal*, o de *Kolmogorov-Nagumo*. De las propiedades de la media cuasi-aritmética (Nagumo, 1930; Kolmogorov, 1930, 1991; Hardy, Littlewood & Pólya, 1952), eso es equivalente a buscar una entropía elemental $H^r(p_i)$ y reemplazar la media aritmética $\sum_i p_i H^r(p_i)$ por una media de Kolmogorov-Nagumo, $g^{-1}(\sum_i p_i g(H^r(p_i)))$. Rényi propuso la función de Kolmogorov-Nagumo $g_\alpha(x) = 2^{(\alpha-1)x}$, $\alpha > 0$, $\alpha \neq 1$, probando que la entropía que los axiomas (i)-(ii)-(iii)-(iv)-(v') se cumplen y conduce a la entropía de Rényi de un vector de probabilidad p ,

$$H_\alpha^r(p) = \frac{1}{1-\alpha} \log_2 \left(\sum_{i=1}^n p_i^\alpha \right)$$

Relaxando el axioma (iii), se puede elegir $g_\alpha(x) = a^{(\alpha-1)x}$, $a > 0$, $a \neq 1$; el logaritmo será de la base a cualquiera; En lo que sigue, usaremos \log sin precisar la elección de base. Rényi nombró esta medida de incerteza *entropía de orden* α . Notablemente,

$$H_1^r(p) \equiv \lim_{\alpha \rightarrow 1} H_\alpha^r(p) = H(p) \quad \text{entropía de Shannon}$$

En otros términos, la clase de Rényi contiene como caso particular la entropía de Shannon. En su papel, Rényi introdujo una ganancia de información, parecida a una entropía relativa, probando que las únicas entropías admisibles son la de Shannon y la que introdujo. Volveremos en la sección siguiente sobre esta entropía

²⁹ $[p_1 \cdots p_n]^t \otimes [q_1 \cdots q_m]^t = [p_1 q_1 \cdots p_1 q_m \cdots p_n q_1 \cdots p_n q_m]^t$.

relativa, o divergencia de Rényi. **Preciser les quelques proprietes qui se conservent, dont la concavite pour $\alpha \leq 1$.**

Unos años después de Rényi, de la famosa escuela matematica **checa**, J. Havrda & F. Charvát en (Havrda & Charvát, 1967) (ver también (Vajda, 1968, en checo)) volvieron a los axiomas de Khintchin, para extender la entropia de Shannon, *i. e.*, considerando (i) la invarianza por permutación, (ii) la continuidad, (iii) la expansividad, (iv) $H^{\text{hc}}(1) = 0$ y $H^{\text{hc}}\left(\frac{1}{2}, \frac{1}{2}\right) = 1$, pero generalizando la recursividad por (v) $H^{\text{hc}}(p_1, \dots, p_n) = H^{\text{hc}}(p_1, \dots, p_{n-2}, p_{n-1} + p_n) + \alpha(p_{n-1} + p_n)^\alpha H^{\text{hc}}\left(\frac{p_{n-1}}{p_{n-1} + p_n}, \frac{p_n}{p_{n-1} + p_n}\right)$, $\alpha > 0$ ³⁰. Con $\alpha = 1$ se recupera la recursividad estandar, pero con $\alpha \neq 1$ eso permite dar un peso diferente a la incerteza del estado interno *i. e.*, probabilidades que se juntan (la describen como clasificación refinada). Estos axiomas conducen necesariamente a la entropia (teorema 1)

$$H_\alpha^{\text{hc}}(p) = \frac{1}{1 - 2^{1-\alpha}} \left(1 - \sum_i p_i^\alpha \right)$$

que nombraron α -entropia structural. De nuevo, relaxando el axioma (iv), se puede remplazar en el coeficient $2^{1-\alpha}$ por $a^{1-\alpha}$, $a > 0$, $a \neq 1$. De nuevo, parae que la entropia de Shannon es un caso particular,

$$H_1^{\text{hc}}(p) \equiv \lim_{\alpha \rightarrow 1} H_\alpha^{\text{hc}}(p) = H(p) \quad \text{entropia de Shannon}$$

Luego, proban que $H_\alpha^{\text{hc}}(p)$ es concava con respeto a los p_i y maxima para una distribución uniforma (teorema 2). Aun que no aparece así en el papel, satisface la propiedad de Schur-concavidad (teorema 3). A pesar de que mencionan que H_α^{hc} sea diferente que H_α^r , es sencillo ver que hay un mapa uno-uno entre las dos entropias.

Independiente de Havrda & Charvát, todavía en la escuela **checa**, Z. Daróczy en (Daróczy, 1970) defino la entropia H^f a partir de una *función información* f satifiendo (i) $f(0) = f(1)$, (ii) $f\left(\frac{1}{2}\right) = 1$ y la ecuación funcional (ii) $f(x) + (1-x)f\left(\frac{y}{1-x}\right) = f(y) + (1-y)f\left(\frac{x}{1-y}\right)$ sobre $\{(x, y) \in [0; 1]^2, x + y \leq 1\}$, siendo $H^f(p) = \sum_{i=2}^n s_i f\left(\frac{p_i}{s_i}\right)$, $s_i = \sum_{j=1}^{i-1} p_j$. Daróczy mostró que si f es medible, o continua en 0, o no negatiba y acotada, necesariamente $f(x) = h_2(x) = -x \log_2 x - (1-x) \log_2(1-x)$, conduciendo a la entropia de Shannon (teorema 1; ver también (Lee, 1964; Tverberg, 1958; Kendall, 1964)). En otros terminos, su axioma (v) es alternativa a la recursividad. Para extender la entropia de Shannon, propuso extender este axioma (v) por la ecuación funcional $f_\alpha(x) + (1-x)^\alpha f_\alpha\left(\frac{y}{1-x}\right) = f_\alpha(y) + (1-y)^\alpha f_\alpha\left(\frac{x}{1-y}\right)$, lo que condujo necesariamente a la entropia (teoremas 2 y 3)

$$H_\alpha^{\text{d}}(p) = \frac{1}{1 - 2^{1-\alpha}} \left(1 - \sum_i p_i^\alpha \right)$$

es decir nada mas que la entropia introducida por Havdra & Charvát. Sin embargo, el estudio de Daróczy fue mas intensivo que el de Havdra & Charvát. Primero, notó el mapa entre su entropia y la de Rénty. Luego, probó que se conserva la invarianza por permutación (no era un axioma), $H_\alpha^{\text{d}}\left(\frac{1}{2}, \frac{1}{2}\right) = 1$ (lo llama

³⁰En sus papel, lo imponen para cualquier pars p_i, p_j sin imponer la invarianza por permutación, pero es equivalente a la exposición de este parafo.

normalización), la expansividad, una additividad extendida, una recursividad extendida precisamente del modelo de Havrda-Charvát (teorema 4). Probó también que $H_\alpha^d \geq 0$ (alcanzado en el caso determinístico) y máxima en el caso uniforme (teorema 6), que incidentalmente $H_\alpha^d(\frac{1}{d}, \dots, \frac{1}{d})$ crece con d . Muy interesante también es se puede definir una entropía condicional en el mismo modelo que en el caso de Shannon $H_\alpha^d(X|Y) = \sum_y [p_{X|Y}(x, y)]^\alpha H_\alpha^d(p_{X|Y}(\cdot, y))$, que existe una regla de cadena, $H_\alpha^d(X, Y) = H_\alpha^d(Y) + H_\alpha^d(X|Y)$ y que condicionar reduce la entropía $H_\alpha^d(X|Y) \leq H_\alpha^d(X)$ (teorema 8). Mostró también que si se pierde la additividad, se obtiene para X e Y independientes $H_\alpha^d(X, Y) = H_\alpha^d(X) + H_\alpha^d(Y) + (2^{1-\alpha} - 1) H_\alpha^d(X) H_\alpha^d(Y)$. La propiedades de regla de cadena le permitió revisar la caracterización de un canal de transmisión y redefinir una capacidad canal extendidas (capacidad tipo α ; básicamente se usa el mismo enfoque que Shannon, pero usando H_α^d en lugar de H , ver sección 6 del papel).

Estas entropías fueron (re)descubiertas varias otras veces y/o estudiadas más detenidamente en varios campos y varias extensiones fueron introducidas (Varma, 1966; Onicescu, 1966; Kapur, 1967; Vajda, 1968; Lindhard & Nielsen, 1971; Arimoto, 1971; Burg, 1972; Aczél & Daróczy, 1975; Sharma & Mittal, 1975, 1975; Sharma & Taneja, 1975; Mittal, 1975; Boeke & van der Lubbe, 1980; Ferreri, 1980; Tsallis, 1988; Rathie, 1991; Kaniadakis, 2001, entre otros). Un primer enfoque más general es debido a S. Arimoto en los primeros años de la década 1970 (Arimoto, 1971) y redescubierto y estudiado con más detalle y una década después por Burbea y Rao (Burbea & Rao, 1982) y luego estudiado por Salicrú (Salicrú, 1987). La medida propuesta, llamada ϕ -entropía, es definida por

$$H_\phi(p) = - \sum_i \phi(p_i) \quad \text{con} \quad \phi \text{ convexa}$$

ϕ -entropías contienen Shannon como caso particular ($\phi(x) = x \log x$), así que la clase de Havrda-Charvát-Daróczy ($\phi(x) = \frac{x-x^\alpha}{2^{1-\alpha}-1}$) como mencionado, pero no la clase de Rényi. De hecho, las ϕ -entropías se enmarcan en una clase un poco más amplia, llamada (h, ϕ) -entropías (Salicrú, Menéndez, Morales & Pardo, 1993; Menéndez, Morales, Pardo & Salicrú, 1997),

Definición 2-18 ((h, ϕ) -entropía). *La (h, ϕ) -entropía de una distribución de probabilidad p definida sobre \mathcal{X} es definida por*

$$H_{(h, \phi)}(p) = h \left(\sum_{x \in \mathcal{X}} \phi(p(x)) \right)$$

donde o

- ϕ es concava y h creciente, o
- ϕ es convexa y h decreciente

En general, se supone que $\phi(0) = 0$ (incerteza elemental asociada a un estado de probabilidad nula vale cero) y, sin pérdida de generalidad, que $h(\phi(1)) = 0$.

(ver también (Esteban, 1997) para una generalización aún más amplia). Cuando $h(x) = x$ se recupera la ϕ -entropía, incluyendo la de Shannon y las de Havrda-Charvát-Daróczy. Además, la familia de Rényi cae también en esta familia ($\phi(x) = x^\alpha$ y $h(x) = \frac{\log x}{1-\alpha}$) así que todas las entropías evocadas en el párrafo anterior.

proprietes et voir conditionnelle... moyenne adqueate

versiones dferenciales poner acá la codificación a la Renyi (Cambell, Hooda 2001, Bercher), y la cuantificacion fina; EPI generalizada por Madiman, etc. Lutwak, Bercher etc., Kagan; Boeke o Hammad o Vajda 73 en el marco Fisher; Kesavan gene MaxEnt

Revisite capacite a la Daroczy?

2.6.2 Divergencias y propiedades

Extension a la Renyi, a la HC/D/T, Cressie Reads, Cressie Pardo, Vajda; cf Burbea Rao: generalization Czizar et voir avec h phi avant meme Salicru. Cf aussi Bregmann, autres de Csizar 2012 version Bregman; gupta Sharma 1976 BoeLub79, Vajda72, Salicru94 Orsak et Paris; application a le test d'adequation Pardo 99; MenMor97:5, Cf Pardo 2006 et ref.

FriSri08 pour Bregman; reaparition Fisher comme courbure, cf Varma, Jizba, MenMor97...

2.7 Entropias cuanticas discretas

Mas alla caso de informaciones a partir de medida; caso infinito, continuo queda en discusiones

CAPÍTULO 3

Elementos de geometría diferencial

Pedro Walter Lamberti

ἀγεωμέμετρος μηδεις εισιτω

Que no ingrese nadie que no sepa geometría.

FRASE GRABADA EN LA ENTRADA DE LA ACADEMIA DE PLATÓN

3.1 Estructuras

Una de las nociones más elementales de la matemática es la de *Conjunto*. Un conjunto es una colección de elementos perfectamente caracterizados. Los elementos pueden ser de cualquier tipo: números, funciones, personas, autos, etc. El enfoque matemático moderno es ir montando estructuras de distinta naturaleza sobre un dado conjunto. En este capítulo comenzaremos con la noción de Espacio Topológico y llegaremos al concepto de Variedad Riemanniana. Este procedimiento ha mostrado ser de utilidad en el marco de la física, que es nuestro principal ámbito de interés. El mapa de ruta de las de las distintas estructuras que veremos en este capítulo es el siguiente:

- Espacio Topológico
- Espacio Métrico
- Variedad Topológica
- Estructura Diferenciable (Variedad Diferenciable)
- Estructura Afin (Noción de paralelismo)
- Estructura métrica (Finsler y Riemann)

Si bien existe una estructura intermedia entre la topológica y la diferenciable, que se conoce como *estructura lineal a trozos*, aquí prescindiremos de su estudio. A su vez, hay otras estructuras matemáticas que son usadas en el marco de las teorías físicas. Se destacan la estructura de producto interno sobre un conjunto complejo, la cual conduce a la noción de espacio de Hilbert, de fundamental importancia en Mecánica Cuántica; la estructura simpléctica, útil en Mecánica Clásica y la estructura de Kähler, de relevancia en teoría de cuerdas.

Comenzaremos con la noción de espacio topológico.

3.1.1 Espacio Topológico

Un conjunto arbitrario X está desprovisto de toda estructura que permita definir nociones tales como la *convergencia* de una sucesión de elementos de X , la *proximidad* de dos elementos de X , etc. En principio se dispone sólo de las operaciones elementales de *unión* \cup e *intersección* \cap de subconjuntos. Estas operaciones también pueden realizarse entre distintos conjuntos. Denotaremos con \emptyset al conjunto vacío. Surge entonces el desafío entonces de construir alguna estructura matemática definida sobre X que permita definir, de manera precisa las nociones de proximidad, continuidad, convergencia, etc. Esto se logra a través de la idea de una **topología** sobre X .

Definición 3-19. Una **Topología** τ sobre el conjunto X es una familia de subconjuntos de X que cumple con las siguientes condiciones:

1. X y \emptyset están en τ : $X, \emptyset \in \tau$
2. La intersección de cualquier colección finita de elementos de τ está en τ :

$$A_i \in \tau, \forall i = 1, \dots, n \Rightarrow \bigcap_{i=1}^n A_i \in \tau$$

3. La unión de una colección arbitraria - finita o no - de elementos de τ , pertenece a τ :

$$A_\alpha \in \tau \Rightarrow \bigcup_{\alpha} A_\alpha \in \tau$$

Definición 3-20. Al par (X, τ) lo llamaremos **Espacio Topológico**. Los conjuntos que están en τ se llaman *abiertos*.

Ejemplos:

- **Topología trivial.** Es la que consta de sólo dos elementos, el conjunto vacío y el conjunto total X : $\tau = \{\emptyset, X\}$
- **Topología discreta.** Es la que en todo subconjunto de X está en τ , es decir $\tau = \mathcal{P}(X)$ donde $\mathcal{P}(X)$ representa a las partes de X

- En los cursos elementales de análisis matemático hemos estudiado en \mathbb{R}^n , es decir el conjunto de n – tuplas de números reales, la noción de bolas abiertas. Más precisamente, una bola abierta en \mathbb{R}^n centrada en el punto $p = (p_1, \dots, p_n) \in \mathbb{R}^n$ y de radio $r > 0$ es el conjunto

$$B_{r,p} = \{x_1, \dots, x_n\} \text{ tal que } 0 \leq \sqrt{\sum_i (x_i - p_i)^2} < r$$

La colección de todas las bolas abiertas en \mathbb{R}^n constituyen una topología para \mathbb{R}^n . Se conoce como la **topología usual** de \mathbb{R}^n

Definición 3-21. Un entorno de un punto $x \in X$ es un conjunto U que contiene a x y tal que existe un abierto V contenido en U : $x \in V \subseteq U$ con $U \in \tau$.

Definición 3-22. Sea $f : X \rightarrow Y$ una función entre dos espacios topológicos (X, τ) e (Y, ω) . f es una **función continua** en $x \in X$ sii dado cualquier entorno abierto $U \subset Y$ de $f(x)$, existe un entorno de x , $V \subset X$ tal que $f(V) \subset U$.

Definición 3-23. Un **homomorfismo** Ψ entre dos espacios topológicos (X, τ) e (Y, ω) es una función

$$\Psi : X \rightarrow V \subseteq Y$$

biyectiva, continua y con inversa continua.

Definición 3-24. Una **sucesión** en un conjunto X es una aplicación $s : \mathbb{N} \rightarrow X$ donde \mathbb{N} es el conjunto de los números naturales. Denotaremos a la sucesión por x_n donde $n \in \mathbb{N}$

En un espacio topológico podemos introducir la noción de convergencia de una sucesión. Obsérvese que ésto es posible gracias a que disponemos de la noción de conjunto abierto.

Definición 3-25. Sea (X, τ) un espacio topológico y $\{x_n\}, n \in \mathbb{N}$ una sucesión en X . Diremos que x es el **límite** de x_n si para todo entorno V de x , existe un $n_0 \in \mathbb{N}$ tal que $\forall n \geq n_0$ se tiene que $x_n \in V$.

Los límites de las sucesiones no tienen porque ser únicos. Una condición que debe cumplir el espacio topológico (X, τ) para que las sucesiones tengan un único límite es que dados dos puntos distintos $x \neq y$, con $x, y \in X$ existen entornos disjuntos de x e y .

A los espacios topológicos que satisfacen con esta condición se los llama espacios de Hausdorff o espacio T_2 .

3.1.2 Espacios métricos

En el tercer ejemplo de espacio topológico, usamos la noción de métrica euclídea para definir las bolas abiertas en \mathbb{R} . El disponer de una métrica no es algo que ocurre en todo conjunto. Eso motiva la siguiente definición:

Definición 3-26. Un **Espacio Métrico** en un conjunto X munido de una función $d : X \times X \rightarrow \mathbb{R}_+$ tal que se cumplen las condiciones:

1. $d(x, y) \geq 0 \forall x, y \in X$ y la igualdad se cumple sii $x = y$
2. $d(x, y) = d(y, x)$
3. $d(x, y) \leq d(x, z) + d(z, y) \forall x, y, z \in X$

La última condición se conoce como *desigualdad triangular*. Mas adelante en este libro veremos funciones $d : X \times X \rightarrow \mathbb{R}^0$ que no satisfacen ni la condición 2 ni la condición 3, pero que sin embargo sirven para medir cuán separados están dos puntos de X . En ese caso diremos que d es una distancia en X .

3.1.3 Variedad Topológica

Nuestra experiencia cotidiana de percibir que estamos inmersos en un espacio de 3 dimensiones, en el cual podemos medir ángulos y determinar distancias entre dos puntos, ha hecho que usemos estas características de nuestro habitat, como motivación de la defición de ciertas estructuras matemáticas en espacios abstractos.

En primer lugar, con la noción de una variedad topológica buscaremos simular en un conjunto cualquiera, la noción de cercanía y dimensionalidad que tenemos en \mathbb{R}^n .

Definición 3-27. Una **Variedad Topológica n-dimensional** es un espacio topológico \mathcal{M} tal que es localmente euclídeo, es decir que para cada $x \in \mathcal{M}$ existe un entorno abierto U de x , homeomorfo a un abierto V de \mathbb{R}^n :

$$\phi : U \subseteq \mathcal{M} \rightarrow \mathbb{R}^n$$

tal que

$$\phi : U \rightarrow V$$

y ϕ es un homeomorfismo. También pediremos que \mathcal{M} , como espacio topológico, sea un espacio Hausdorff.

A los pares (U, ϕ) se llaman cartas sobre \mathcal{M} . Se supone que la colección de todas las cartas cubren completamente a \mathcal{M} . Las cartas permiten asignar *coordenadas* a \mathcal{M} :

$$\text{Si } p \in U \subseteq \mathcal{M} \text{ entonces } \phi : p \rightarrow (p_1, \dots, p_n) \in \mathbb{R}^n$$

la colección de números reales (p_1, \dots, p_n) se llaman las coordenadas de p de acuerdo a la carta (U, ϕ) . Podría suceder que un mismo punto p pertenezca a más de una carta, digamos (U_1, ϕ_1) y (U_2, ϕ_2) . En ese caso hablaremos de un cambio de coordenadas:

$$\psi_2 \circ \phi_1^{-1} : \phi_1(U_1 \cap U_2) \rightarrow \psi_2(U_1 \cap U_2) \quad (1)$$

Si denotamos por (p_1, \dots, p_n) a las coordenadas correspondientes a la carta (U_1, ϕ_1) y por $(\tilde{p}_1, \dots, \tilde{p}_n)$ a las correspondientes a la carta (U_2, ψ_2) , entonces las funciones $\tilde{p}_i = \tilde{p}_i(p_1, \dots, p_n)$ son funciones continuas, y dan el cambio de coordenadas. Estas funciones son invertibles con inversa continua.

Ejemplos de variedades topológicas son:

- \mathbb{R}^n En este caso hay una carta coordenada global que cubre toda la variedad y donde el homeomorfismo es la identidad.
- S^n , la esfera de dimensión n . Está definida como el conjunto:

$$S^n = \{(x_1, \dots, x_{n+1}), x_i \in \mathbb{R}, \text{ tales que } x_1^2 + \dots + x_{n+1}^2 = 1\}$$

Se debe observar que al definir S^n no estamos pensando que está inmersa en \mathbb{R}^n .

CAPÍTULO 4

Geometría de la información

Esto es un epígrafe con texto simulado.

AUTOR DEL EPÍGRAFE, TÍTULO DE LA OBRA

4.1 La Sección 4.1

Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm. Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm) ³¹ .

Esto es un ejemplo de cita de mas de 40 palabras. Esto es un ejemplo de cita de mas de 40 palabras. Esto es un ejemplo de cita de mas de 40 palabras. Esto es un ejemplo de cita de mas de 40 palabras. Esto es un ejemplo de cita de mas de 40 palabras.

Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm. Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas,

[illegible]

Tabla 4-2: Eso es un ejemplo de tabla

| Título (negrita) | Título (negrita) | Título (negrita) |
|------------------|-------------------------|-------------------------|
| A | Texto simulado (normal) | Texto simulado (normal) |
| B | Texto simulado (normal) | Texto simulado (normal) |

Fuente: Eso sería el fuente de la tabla

sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm).



Figura 4-21: Eso es una figura, con su leyenda sobre varias líneas para ver como queda en el texto. Eso es una figura, con su leyenda sobre varias líneas para ver como queda en el texto.

Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm. Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm).

Ejemplo con respeto al capítulo 1

Para ver que las referencias de capítulos andan: 1; que las de secciones también 1.1, de subsecciones 1.1.1.0, de subsubsecciones 1, de figuras 1-1, y de tablas 1-1.

Eso es una cita, para ver como queda (Cover & Thomas, 2006; Amari & Nagaoka, 2000).

CAPÍTULO 5

Aplicaciones

Esto es un epígrafe con texto simulado.

AUTOR DEL EPÍGRAFE, TÍTULO DE LA OBRA

5.1 La Sección 5.1

Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm. Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm) ³² .

Esto es un ejemplo de cita de mas de 40 palabras. Esto es un ejemplo de cita de mas de 40 palabras. Esto es un ejemplo de cita de mas de 40 palabras. Esto es un ejemplo de cita de mas de 40 palabras. Esto es un ejemplo de cita de mas de 40 palabras.

Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm. Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas,

[illegible]

Tabla 5-3: Eso es un ejemplo de tabla

| Título (negrita) | Título (negrita) | Título (negrita) |
|------------------|-------------------------|-------------------------|
| A | Texto simulado (normal) | Texto simulado (normal) |
| B | Texto simulado (normal) | Texto simulado (normal) |

Fuente: Eso sería el fuente de la tabla

sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm).



Figura 5-22: Eso es una figura, con su leyenda sobre varias líneas para ver como queda en el texto. Eso es una figura, con su leyenda sobre varias líneas para ver como queda en el texto.

Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm. Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sangría en primera línea de 0,5cm).

Ejemplo con respeto al capítulo 1

Para ver que las referencias de capítulos andan: 1; que las de secciones también 1.1, de subsecciones 1.1.1.0, de subsubsecciones 1, de figuras 1-1, y de tablas 1-1.

Eso es una cita, para ver como queda (Cover & Thomas, 2006; Amari & Nagaoka, 2000).

EPILOGO

Este libro surge de la experiencia de los autores en el dictado del curso semestral "Métodos de geometría diferencial en teoría de la información", que se imparte en la Facultad de Ciencias Exactas de la Universidad Nacional de La Plata y en la Facultad de Matemática, Astronomía y Física de la Universidad Nacional de Córdoba. ...

Los autores

Referencias

- Aczél, J. & Daróczy, Z. (1975). *On Measures of Information and Their Characterizations*. New-York: Academic Press.
- Amari, S.-I. & Nagaoka, H. (2000). *Methods of Information Geometry*. Rhode Island: Oxford University Press.
- Andersen, E. B. (1970). Sufficiency and exponential families for discrete sample spaces. *Journal of the American Statistical Association*, 65(331), 1248–1255.
- Arimoto, S. (1971). Information-theoretical considerations on estimation problems. *Information and control*, 19(3), 181–194.
- Arimoto, S. (1972). An algorithm for computing the capacity of arbitrary discrete memoryless channels. *IEEE Transactions on Information Theory*, 18(1), 14–20.
- Barron, A. R. (1984). Monotonic central limit theorem for densities. Technical report no. 50, Department of Statistics, Stanford University.
- Barron, A. R. (1986). Entropy and the central limit theorem. *The Annals of Probability*, 14(1), 336–342.
- Berlekamp, E. R. (Ed.). (1974). *Key Papers in the Development of Coding Theory*. IEEE Press.
- Blachman, N. M. (1965). The convolution inequality for entropy powers. *IEEE Transactions on Information Theory*, 11(2), 267–271.
- Boekee, D. E. & van der Lubbe, J. C. A. (1980). The R -norm information measure. *Information and Control*, 45(2), 136–155.
- Boltzmann, L. (1896). *vorlesungen über Gastheorie - I*. Leipzig, Germany: Verlag von Johann Ambrosius Barth.
- Boltzmann, L. (1898). *vorlesungen über Gastheorie - II*. Leipzig, Germany: Verlag von Johann Ambrosius Barth.
- Burbea, J. & Rao, C. R. (1982). On the convexity of some divergence measures based on entropy functions. *IEEE Transactions on Information Theory*, 28(3), 489–495.
- Burg, J. P. (1967). Maximum entropy spectral analysis. In *Proceedings of 37th Meeting, Society of Exploration Geophysics*, Oklahoma City, Oklahoma.
- Burg, J. P. (1972). The relationship between maximum entropy spectra and maximum likelihood spectra. *Geophysics*, 37(2), 375–376.
- Burg, J. P. (1975). *Maximum entropy spectral analysis*. PhD thesis, Department of Geophysics, Stanford University, Stanford University, Stanford, CA.

- Cambini, A. & Martein, L. (2009). *Generalized Convexity and Optimization: Theory and Applications*. Heidelberg: Springer Verlag.
- Chenciner, A. (2017). La force d'une idée simple. *Gazette de la Société de Mathématiques Française*, 152, 16–22.
- Clavier, A. G. (1948). Evaluation of transmission efficiency according to Hartley's expression of information content. *Technical Journal of the International Telephone and Telegraph Corporation and Associate Companies*, 25(4), 414–420.
- Cohen, M. (1968). The Fisher information and convexity. *IEEE Transactions on Information Theory*, 14(4), 591–592.
- Cover, T. M. & Thomas, J. A. (2006). *Elements of Information Theory* (2nd ed.). Hoboken, New Jersey: John Wiley & Sons.
- Cramér, H. (1946). *Mathematical Methods of Statistics*. New-York: Princeton University Press.
- Darmois, G. (1935). Sur les lois de probabilités à estimation exhaustive. *Comptes rendus de l'Académie des Sciences*, 200, 1265–1266.
- Darmois, G. (1945). Sur les limites de la dispersion de certaines estimations. *Revue de l'Institut International de Statistique / Review of the International Statistical Institute*, 13(1/4), 9–15.
- Daróczy, Z. (1970). Generalized information functions. *Information and Control*, 16(1), 36–51.
- Dembo, A., Cover, T. M., & Thomas, J. A. (1991). Information theoretic inequalities. *IEEE Transactions on Information Theory*, 37(6), 1501–1518.
- Doob, J. L. (1936). Statistical estimation. *Transactions of the American Mathematical Society*, 39(3), 410–421.
- Edgeworth, F. Y. (1908). On the probable errors of frequency-constants. *Journal of the Royal Statistical Society*, 71(3, 6 & 7), 381–397, 499–512 & 499–512.
- Elias, P. (1957). List decoding for noisy channels. Technical Report 335, Research Laboratory of Electronics, MIT, MIT, Cambridge, MA.
- Esteban, M. D. (1997). A general class of entropy statistics. *Applications of Mathematics*, 42(3), 161–169.
- Fadeev, D. K. (1956). On the concept of entropy of a finite probabilistic scheme (russian). *Uspekhi Matematicheskikh Nauk*, 11(1(67)), 227–231.
- Fadeev, D. K. (1958). *Foundations in Information Theory*, chapter On the concept of entropy of a finite probabilistic scheme (English traduction). New-York: McGraw-Hill.
- Fano, R. M. (1949). The transmission of information. Technical Report 65, Research Laboratory of Electronics, MIT, MIT, Cambridge, MA.
- Ferreri, C. (1980). Hypoentropy and related heterogeneity, divergence and information measures. *Statistica*, 2, 155–167.
- Fisher, R. A. (1922). On the mathematical foundations of theoretical statistics. *Philosophical Transactions of the Royal Society of London A*, 222(594-604), 309–368.
- Fisher, R. A. (1925). Theory of statistical estimation. *Mathematical Proceedings of the Cambridge Philosophical Society*, 22(5), 700–725.

- Flandrin, P. & Rioul, O. (2016). Laplume, sous le masque.
- Fréchet, M. (1943). Sur l'extension de certaines évaluations statistiques au cas de petits échantillons. *Revue de l'Institut International de Statistique / Review of the International Statistical Institute*, 11(3/4), 182–205.
- Frieden, B. R. (2004). *Science from Fisher Information: A Unification*. Cambridge, UK: Cambridge University Press.
- Gallager, R. (1978). Variations on a theme by Huffman. *IEEE Transactions on Information Theory*, 24(6), 668–674.
- Gallager, R. (2001). Claude E. Shannon: a retrospective on his life, work, and impact. *IEEE Transactions on Information Theory*, 47(7), 2681–2695.
- Gelfand, I. M. & Fomin, S. V. (1963). *Calculus of Variations*. Englewood Cliff, NJ, USA: Prentice Hall.
- Gibbs, J. W. (1902). *Elementary Principle in Statistical Mechanics*. Cambridge, USA: University Press - John Wilson and son.
- Guo, D., Shamai, S., & Verdú, S. (2005). Mutual information and minimum mean-square error in Gaussian channels. *IEEE Transactions on Information Theory*, 51(4), 1261–1282.
- Hardy, G., Littlewood, J. E., & Pólya, G. (1952). *Inequalities* (2nd ed.). Cambridge, UK: Cambridge University Press.
- Hartley, R. V. L. (1928). Transmission of informations. *The Bell System Technical Journal*, 7(3), 535–563.
- Havrda, J. & Charvát, F. (1967). Quantification method of classification processes: Concept of structural α -entropy. *Kybernetika*, 3(1), 30–35.
- Huffman, D. A. (1952). A method for the construction of minimum-redundancy codes. *Proceedings of the IRE*, 40(9), 1098–1101.
- Jaynes, E. T. (1957a). Information theory and statistical mechanics. *Physical Review*, 106(4), 620–630.
- Jaynes, E. T. (1957b). Information theory and statistical mechanics. II. *Physical Review*, 108(2), 171–190.
- Jaynes, E. T. (1965). Gibbs vs Boltzmann entropies. *American Journal of Physics*, 33(5), 391–398.
- Jaynes, E. T. (1968). Prior probabilities. *IEEE transactions on systems science and cybernetics*, 4(3), 227–241.
- Jaynes, E. T. (1982). On the rational of maximum-entropy methods. *Proceedings of the IEEE*, 70(9), 939–952.
- Jeffrey (1946). An invariant form for the prior probability in estimation problems. *Proceedings of the Royal Society A*, 186(1007), 453–461.
- Johnson, O. (2004). *Information Theory and The Central Limit Theorem*. London: Imperial college Press.
- Kaniadakis, G. (2001). Non-linear kinetics underlying generalized statistics. *Physica A*, 296(3-4), 405–425.
- Kapur, J. N. (1967). Generalized entropy of order α and type β . *The Mathematical Seminar*, 4, 78–94.
- Kapur, J. N. & Kesavan, H. K. (1992). *Entropy Optimization Principle with Applications*. San Diego: Academic Press.
- Karush, J. (1961). A simple proof of an inequality of McMillan. *IEEE Transactions on Information Theory*, 7(2), 118–118.
- Kay, S. M. (1993). *Fundamentals for Statistical Signal Processing: Estimation Theory*. vol. 1. Upper Saddle River, NJ: Prentice Hall.

- Kendall, D. G. (1964). Functional equations in information theory. *Zeitschrift für Wahrscheinlichkeitstheorie und verwandte Gebiete*, 2(3), 225–229.
- Khinchin, A. I. (1957). *Mathematical foundations of information theory*. New-York: Dover Publications.
- Kolmogorov, A. N. (1930). Sur la notion de la moyenne. *Atti della Reale Accademia Nazionale dei Lincei*, 12, 388–391.
- Kolmogorov, A. N. (1991). On the notion of mean. In V. M. Tikhomirov (Ed.), *Selected Works of A. N. Kolmogorov*, volume I: Mathematics and Mechanics (pp. 144–146). Dordrecht, The Netherlands: Kluwer Academic Publishers.
- Koopman, B. O. (1936). On distributions admitting a sufficient statistic. *Transactions of the American Mathematical Society*, 39(3), 399–399.
- Kraft Jr, L. G. (1949). A device for quantizing, grouping, and coding amplitude-modulated pulses. Master's thesis, Department of Electrical Engineering, MIT, Massachusetts Institute of Technology.
- Krajčí, S., Liu, C.-F., Mikeš, L., & Moser, S. M. (2015). Performance analysis of Fano coding. In *2015 IEEE International Symposium on Information Theory (ISIT)*, (pp. 1746–1750)., Hong-Kong, China.
- Laplume, J. (1948). Sur le nombre de signaux discernables en présence de bruit erratique dans un système de transmission à bande passante limitée. *Comptes Rendus de l'Academie des Sciences*, 226, 1348–1349. Séance du 26 avril.
- Lee, P. M. (1964). On the axioms of information theory. *The Annals of Mathematical Statistics*, 35(1), 415–418.
- Lehmann, E. L. & Casella, G. (1998). *Theory of Point Estimation* (2nd ed.). New-York: Springer-Verlag.
- Lieb, E. H. (1975). Some convexity and subadditivity properties of entropy. *Bulletin of the American Mathematical Society*, 81(1), 1–13.
- Lieb, E. H. (1978). Proof of an entropy conjecture of Wehrl. *Communications in Mathematical Physics*, 62(1), 35–41.
- Lieb, E. H. & Loss, M. (2001). *Analysis* (2nd ed.). Providence, Rhode Island: American Mathematical Society.
- Lindhard, J. & Nielsen, V. (1971). Studies in statistical mechanics. *Det Kongelige Danske Videnskabernes Selskab Matematisk-fysiske Meddelelser*, 38(9), 1–42.
- Lundheim, L. (2002). On Shannon and “Shannon's formula”. *Teletronikk*, 98(1), 20–29.
- Magnus, J. R. & Neudecker, H. (1999). *Matrix Differential Calculus with Applications in Statistics and Econometrics* (3rd ed.). New-York: John Wiley & Sons.
- Maxwell, J. C. (1867). On the dynamical theory of gases. *Philosophical Transactions of the Royal Society of London*, 157, 49–88.
- McMillan, B. (1956). Two inequalities implied by unique decipherability. *IEEE Transactions on Information Theory*, 2(4), 115–116.
- Menéndez, M. L., Morales, D., Pardo, L., & Salicrú, M. (1997). (h, ϕ) -entropy differential metric. *Applications of Mathematics*, 42(1-2), 81–98.
- Miller, R. E. (2000). *Optimization: Foundations and Applications*. New-York: John Wiley & Sons, inc.
- Mittal, D. P. (1975). On additive and non-additive entropies. *Kybernetika*, 11(4), 271–276.

- Montagné, J.-C. B. (2008). *Transmissions. L'histoire des moyens de communication à distance depuis l'Antiquité jusqu'au milieu du xxe siècle*. Bagneux, JCB Montagné.
- Nagumo, M. (1930). Über eine klasse der mittelwerte. *Japanese journal of mathematics: transactions and abstracts*, 7, 71–79.
- Onicescu, O. (1966). Energie informationnelle. *Comptes rendus de l'académie des Sciences. série 1, mathématiques*, 263(3), 841–842.
- Palomar, D. P. & Verdú, S. (2006). Gradient of mutual information in linear vector Gaussian channels. *IEEE Transactions on Information Theory*, 52(1), 141–154.
- Payaró, M. & Palomar, D. P. (2009). Hessian and concavity of mutual information differential entropy, and entropy power in linear vector gaussian channels. *IEEE Transactions on Information Theory*, 55(8), 3613–3628.
- Pearson, K. & Filon, L. N. G. (1898). Mathematical contributions to the theory of evolution. IV. on the probable errors of frequency constants and on the influence of random selection on variation and correlation. *Philosophical Transactions of the Royal Society of London A*, 191, 229–311.
- Pigeon, S. (2003). Huffman coding. In K. Sayood (Ed.), *Lossless Compression Handbook* chapter 4, (pp. 79–99). San Diego, CA: Academic Press.
- Planck, M. (2015). *Eight Lectures on Theoretical Physics*. New-York: Columbia University Press.
- Rao, C. R. (1945). Information and the accuracy attainable in the estimation of statistical parameters. *Bulletin of Calcutta Mathematical Society*, 37(3), 81–91.
- Rao, C. R. (1992). Information and the accuracy attainable in the estimation of statistical parameters. In S. Kotz & N. L. Johnson (Eds.), *Breakthroughs in Statistics: Foundations and Basic Theory*, volume I (pp. 235–247). New York: Springer.
- Rao, C. R. & Wishart, J. (1947). Minimum variance and the estimation of several parameters. *Mathematical Proceedings of the Cambridge Philosophical Society*, 43(2), 280–283.
- Rathie, P. N. (1991). Unified (r, s) -entropy and its bivariate measures. *Information Sciences*, 54(1-2), 23–39.
- Rényi, A. (1961). On measures of entropy and information. in *Proceeding of the 4th Berkeley Symposium on Mathematical Statistics and Probability*, 1, 547–561.
- Rioul, O. (2007). *Théorie de l'information et du codage*. Paris: Lavoisier.
- Rioul, O. (2011). Information theoretic proofs of entropy power inequalities. *IEEE Transactions on Information Theory*, 57(1), 33–55.
- Rioul, O. (2017). Yet another proof of the entropy power inequality. *IEEE Transactions on Information Theory*, 63(6), 3595–3599.
- Rioul, O. & Flandrin, P. (2017). Le dessein de laplume. In *Colloque GRETSI*, Juan-les-Pins, France.
- Rioul, O. & Magossi, J. (2014). On Shannon's formula and Hartley's rule: Beyond the mathematical coincidence. *Entropy*, 16(12), 4892–4910.
- Robert, C. P. (2007). *The Bayesian Choice. From Decision-Theoretic Foundations to Computational Implementation* (2nd ed.). New-York: Springer.

- Salicrú, M. (1987). Funciones de entropía asociada a medidas de Csiszár. *Qüestió*, 11(3), 3–12.
- Salicrú, M., Menéndez, M. L., Morales, D., & Pardo, L. (1993). Asymptotic distribution of (h, ϕ) -entropies. *Communications in Statistics – Theory and Methods*, 22(7), 2015–2031.
- Sayood, K. (Ed.). (2003). *Lossless Compression Handbook*. San Diego, CA: Academic Press.
- Shannon, C. E. (1948). A mathematical theory of communication. *The Bell System Technical Journal*, 27(4), 623–656.
- Shannon, C. E. & Weaver, W. (1964). *The Mathematical Theory of Communication*. Urbana, USA: The University of Illinois Press.
- Sharma, B. D. & Mittal, D. P. (1975). New non-additive measures of entropy for discrete probability distributions. *Journal of Mathematical Sciences*, 10, 28–40.
- Sharma, B. D. & Taneja, I. J. (1975). Entropy of type (α, β) and other generalized measures in information theory. *Metrika*, 22(1), 205–215.
- Stam, A. J. (1959). Some inequalities satisfied by the quantities of information of Fisher and Shannon. *Information and Control*, 2(2), 101–112.
- Steele, J. M. (2004). *The Cauchy-Schwarz Master Class: An Introduction to the Art of Mathematical Inequalities*. Cambridge: Cambridge University Press.
- Stix, G. (1991). Profile: Davis a. Huffman. *Scientific American*, 265(3), 54–58.
- Tribus, M. & McIrvine, E. C. (1971). Energy and information. *Scientific American*, 225(3), 179–188.
- Tsallis, C. (1988). Possible generalization of Boltzmann-Gibbs statistics. *Journal of Statistical Physics*, 52(1-2), 479–487.
- Tverberg, H. (1958). A new derivation of the information function. *Mathematica Scandinavica*, 6, 297–298.
- Vajda, I. (1968). Axioms for α -entropy of a generalized probability scheme. *Kybernetika*, 4(2), 105–112.
- van Brunt, B. (2004). *The Calculus of Variations*. New-York: Springer Verlag.
- van den Bos, A. (2007). *Parameter Estimation for Scientists and Engineers*. Hoboken, New Jersey: John Wiley & Sons.
- Varma, R. S. (1966). Generalization of Rényi's entropy of order α . *Journal of Mathematical Sciences*, 1, 34–48.
- Verdu, S. (1998). Fifty years of Shannon theory. *IEEE Transactions on Information Theory*, 44(6), 2057–2078.
- Verdú, S. & Guo, D. (2006). A simple proof of the entropy-power inequality. *IEEE Transactions on Information Theory*, 52(5), 2165–2166.
- Wang, L. & Madiman, M. (2004). Beyond the entropy power inequality via rearrangements. *IEEE Transactions on Information Theory*, 60(9), 5116–5137.
- Wiener, N. (1948). *Cybernetics: or Control and Communication in the Animal and the Machine* (2nd ed.). Cambridge, MA: MIT Press.

Los autores

Lamberti, Pedro Walter

Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sin sangría en la primera línea). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sin sangría en la primera línea). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sin sangría en la primera línea). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sin sangría en la primera línea).

Portesi, Mariela

Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sin sangría en la primera línea). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sin sangría en la primera línea). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sin sangría en la primera línea). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sin sangría en la primera línea).

Zozor, Steeve

Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sin sangría en la primera línea). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sin sangría en la primera línea). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sin sangría en la primera línea). Este es un párrafo Normal con texto simulado, (Arial 10, interlineado de 1,5 líneas, sin sangría en la primera línea).