

Tarea 2. Teoría de la información: Códigos de Huffman

Fabián Alonso Gómez Quesada*, Wilberth Daniel Gutiérrez Montero[†]
Nagel Eduardo Mejía Segura[‡], Oscar Mario González Cambroner[§]

*^{†‡§} Escuela de Ingeniería en Electrónica, Instituto Tecnológico de Costa Rica.

Emails: fabi.goque@estudiantec.cr, wil.gutierrez@estudiantec.cr,

nagelmese@estudiantec.cr, oscargonzalezc@estudiantec.cr

Resumen

El presente informe expone la aplicación de los códigos de Huffman dentro del marco de la teoría de la información, a través de una serie de experimentos con códigos de programación junto a archivos de texto e imagen, con el fin de explorar conceptos como entropía, eficiencia de codificación, compresión sin pérdida y reconstrucción de datos. El lenguaje utilizado para el experimento es Python, que permite implementar el algoritmo de Huffman, calcular métricas estadísticas y comparar la codificación original del archivo con codificación generada.

Palabras Clave

Codificación, entropía, Huffman, Python.

I. INTRODUCCIÓN

La teoría de la información constituye una base fundamental en el estudio de sistemas de comunicación. Dentro de este campo, los códigos de Huffman se destacan como una técnica eficiente para la compresión sin pérdida de datos, eliminando redundancias presentes en las fuentes de información. El objetivo del presente informe es explorar de manera práctica los conceptos relacionados con la entropía, la codificación eficiente y la reconstrucción de datos utilizando códigos de Huffman. A partir de la implementación en Python de dicho algoritmo, se analizará su rendimiento sobre distintos tipos de datos, se evaluará la eficiencia comparada con la codificación original, y se examinará cómo la entropía de una fuente afecta la compresibilidad de sus datos.

II. DESARROLLO DEL PROYECTO

A. Algoritmo de Huffman

¿Cómo se implementa el algoritmo de generación de códigos Huffman?

El script “huffman base.py” comienza recibiendo instrucciones desde la línea de comandos a través de la función myfunc(argv), la cual se encarga de interpretar los argumentos para identificar el archivo de entrada, cuya ruta debe ser proporcionada por el usuario. A continuación, se definen las rutas y nombres para los archivos: comprimido, diccionario y descomprimido. Posteriormente, el archivo original sin comprimir se lee byte por byte en modo binario y su contenido se almacena en una cadena de texto. Seguidamente, se implementan funciones relacionadas con la creación y manipulación del árbol binario utilizado en el proceso de compresión de Huffman. Una vez construido el árbol y sus nodos, se recorre para asignar un código binario a cada símbolo, el cual se guarda en un diccionario que enlaza símbolos con sus respectivos códigos.

¿Cómo están codificados los datos del archivo solo_abc_cien.txt? ¿Cuántos bits se usan para representar cada carácter? ¿Qué espera observar al correr el algoritmo de Huffman?

El archivo de prueba solo_abc_cien.txt contiene múltiples repeticiones de las letras de la “A” a la “Z”, específicamente 100 veces cada una, lo que hace que todos los símbolos tengan una probabilidad de aparición similar. Los datos están codificados en formato ASCII bajo el estándar UTF-8, lo cual implica

que cada carácter ocupa 8 bits. Aunque UTF-8 permite longitudes variables por carácter, en este caso se emplea una codificación fija de 1 byte (8 bits) por símbolo. Al aplicar el algoritmo de Huffman sobre este archivo, se espera que los caracteres más frecuentes se codifiquen con menos bits; sin embargo, dado que todos los símbolos tienen la misma frecuencia, es razonable anticipar que las longitudes de los códigos resultantes sean muy similares entre sí. En consecuencia, la varianza del código generado será baja y el diccionario Huffman mostrará una tabla donde cada símbolo estará asociado a un código binario de longitud comparable.

¿Cuáles son sus observaciones al ejecutar el código sobre el archivo llamado solo_abc_cien.txt?

Al correr el código con dicho archivo, se obtiene la Tabla I donde se observa que la mayoría de códigos tienen 5 bits, con excepción de 6 símbolos que contemplan 4 bits.

Tabla I
CÓDIGOS HUFFMAN PARA CARACTERES ASCII (A-Z)

Char (decimal)	Símbolo	Código Huffman
65	A	0001
66	B	0000
67	C	0011
68	D	0010
69	E	10101
70	F	10100
71	G	10111
72	H	10110
73	I	10001
74	J	10000
75	K	10011
76	L	10010
77	M	11101
78	N	11100
79	O	11111
80	P	11110
81	Q	11001
82	R	11000
83	S	11011
84	T	11010
85	U	01101
86	V	01100
87	W	01111
88	X	01110
89	Y	0101
90	Z	0100

Las hipótesis sobre el comportamiento de los archivos con el código de Huffman:

- **todo_ascii_cien.bin**: El archivo consiste de los 256 códigos para ASCII repetidos 100 veces, por lo tanto, cada símbolo es equiprobable, la entropía sería igual a $\log_2(256)$, si bien los códigos van a cambiar por como está programado el código de huffman, sin embargo, la longitud del código se mantiene en 8 bits. La eficiencia no cambia con el código nuevo.
- **shannon_intro.txt**: El archivo contiene texto relacionado con los fundamentos teóricos de la comunicación, posiblemente basado en los trabajos de teoría de Claude Shannon. En él se aborda cómo cuantificar la información transmitida en un sistema de comunicación y cómo diferentes esquemas de modulación, como PCM (modulación por pulsos codificados) y PPM (modulación por posición de pulsos), logran intercambiar ancho de banda por mejoras en la relación señal/ruido. Al aplicar el algoritmo de Huffman sobre este archivo, se espera que se asignen códigos de longitud variable a

los caracteres, donde aquellos que aparecen con mayor frecuencia reciban códigos más cortos. Esto se traduce en una codificación más eficiente al reducir la longitud promedio del código.

- **h_cero.bin:** El archivo contiene exclusivamente la letra "H" repetida a lo largo de todo el archivo. Al tratarse de una fuente con un único símbolo, la entropía es mínima (cero en teoría), y el código de Huffman asignado será extremadamente simple: bastará con un solo bit para representar toda la información. En este caso, la longitud promedio del código también será mínima y la eficiencia será del 100 %, ya que no existe redundancia adicional que pueda ser explotada.
- **4.1.01.tiff:** Es una imagen, que muestra una persona con vestimenta y un fondo con gran variedad de colores, lo que implica una alta diversidad de valores de píxeles. Desde el punto de vista de la teoría de la información, esto se traduce en una alta entropía, ya que hay poca redundancia en los datos. Al aplicar Huffman, la longitud promedio del código tenderá a ser mayor, ya que los símbolos tienen probabilidades más uniformes y se requiere más información para representarlos. En consecuencia, la eficiencia de compresión será menor comparada con imágenes más simples o menos variadas, ya que hay menos redundancia que explotar.
- **4.2.03.tiff:** Es una imagen, que muestra un mandril con gran variedad de colores, lo que implica una alta diversidad de valores de píxeles. Desde el punto de vista de la teoría de la información, esto se traduce en una alta entropía, ya que hay poca redundancia en los datos. Al aplicar Huffman, la longitud promedio del código tenderá a ser mayor, ya que los símbolos tienen probabilidades más uniformes y se requiere más información para representarlos. En consecuencia, la eficiencia de compresión será menor comparada con imágenes más simples o menos variadas, ya que hay menos redundancia que explotar.
- **5.1.11.tiff:** Es una imagen, que muestra un avión en escala de grises, lo que reduce considerablemente la cantidad de colores posibles. Esto puede generar mayor redundancia en los datos, por tanto, la entropía es moderada, y el algoritmo de Huffman puede asignar códigos más cortos a los valores de gris más frecuentes. Se espera una longitud promedio del código menor que en imágenes a color, y una eficiencia de codificación aceptable.
- **5.1.13.tiff:** Es una imagen, que muestra un fondo blanco con patrones de polígonos, números en negro y algunos grises. Debido a su simplicidad y contraste marcado entre pocos tonos, presenta una baja entropía, ya que la mayoría de los píxeles corresponden al fondo blanco. En este escenario, Huffman puede asignar códigos muy cortos a los símbolos más comunes, como el blanco, y más largos a los símbolos menos frecuentes. Esto se traduce en una longitud de código promedio baja y una alta eficiencia de compresión, ya que el algoritmo aprovecha al máximo la redundancia presente.
- **7.1.02.tiff:** Es una imagen, que muestra en escala de grises un jet en tierra, donde la reducción en la paleta de colores disminuye la entropía respecto a una imagen a color. La longitud promedio del código depende de la distribución de tonos, pero se espera moderada, y la eficiencia se espera sea buena ya que predominan algunos tonos de grises en grandes áreas.

Se realizó la modificación al script para obtener algunos parámetros como la entropía, la longitud media, varianza, eficiencia de la codificación original y eficiencia del nuevo código generado. En el Código. 1 se observa la modificación al script para el cálculo de los parámetros requeridos.

```

1
2 #Determinar e imprimir la entropia de la fuente:
3 information= lambda p:p*log2(1/p)
4 entropy=0
5 for code in freq:
6     entropy+=information(freq[code])
7 print("Entropia_de_la_Fuente:_" + str(entropy))
8
9 #Determinar e imprimir el largo promedio de los codigos:
10 avg_length_new=0
11 for code in huffmanCode:
12     avg_length_new+=len(huffmanCode[code])*freq[code]
13 print("Largo_promedio:_" + str(avg_length_new))
14
15 #Determinar e imprimir la varianza del nuevo codigo generado:
16 code_variance_new=0
17 for code in huffmanCode:
18     code_variance_new+=freq[code]*((len(huffmanCode[code])-avg_length_new)**2)
19 print("Varianza_del_codigo_original:_" + str(code_variance_new))
20
21 #Determinar e imprimir la eficiencia del codigo original:
22 avg_length_old=entropy/8 #hardcoded a 8 bits en las codificaciones originales
23 print("Eficiencia_del_codigo_original:_" + str(avg_length_old))
24
25 #Determinar e imprimir la eficiencia del nuevo codigo generado:
26 try:
27     new_code_efficiency=entropy/avg_length_new
28     print("Eficiencia_del_nuevo_codigo_generado:_" + str(new_code_efficiency))
29 except:
30     print("Largo_promedio_igual_a_0,_todos_los_simbolos_son_iguales_y_no_se_genera_diccionario_de_compresion.")

```

Código 1. Modificación del script para el cálculo de nuevos parámetros

En la Tabla II se observan los resultados al ejecutar el script con todos los archivos mostrados.

Tabla II
RESULTADOS DE CODIFICACIÓN HUFFMAN SOBRE DISTINTOS ARCHIVOS.

Archivo	Entropía	Largo Promedio	Varianza	Efic. Código Orig.	Efic. Código Gen.
todo_ascii_cien.bin	8.00	8.00	3.16e-30	1.00	1.00
shannon_intro.txt	4.37	4.40	2.08	0.55	0.99
h_cero.bin	0.00	0.00	0.00	0.00	-
4.1.01.tiff	6.90	6.93	1.01	0.863	0.996
4.2.03.tiff	7.76	7.80	0.607	0.970	0.995
5.1.11.tiff	6.46	6.48	2.27	0.808	0.997
5.1.13.tiff	1.57	1.95	6.32	0.196	0.803
7.1.02.tiff	4.01	4.06	3.68	0.501	0.989

- **todo_ascii_cien.bin:** En este caso se observa que la entropía y la longitud promedio son de exactamente 8 bits, lo que se alinea con una codificación ASCII de 256 símbolos equiprobables, la eficiencia original y generada son ambas de 1, lo que es coherente ya que no hay redundancia que comprimir.
- **shannon_intro.txt:** La entropía indica una fuente con distribución de símbolos desigual, pero al ser la longitud promedio muy cercana a la entropía, sugiere que la codificación fue eficiente. La varianza

Tabla III
CÓDIGO HUFFMAN PARA TODO_ASCII_CIEN.BIN

Char	Código	Char	Código	Char	Código	Char	Código	Char	Código	Char	Código
0	10101010	43	10000001	86	11111100	129	00101011	172	00000110	215	01111101
1	10101011	44	10000110	87	11111101	130	00101000	173	00000111	216	01110010
2	10101000	45	10000111	88	11110010	131	00101001	174	00000100	217	01110011
3	10101001	46	10000100	89	11110011	132	00101110	175	00000101	218	01110000
4	10101110	47	10000101	90	11110000	133	00101111	176	00011010	219	01110001
5	10101111	48	10011010	91	11110001	134	00101100	177	00011011	220	01110110
6	10101100	49	10011011	92	11110110	135	00101101	178	00011000	221	01110111
7	10101101	50	10011000	93	11110111	136	00100010	179	00011001	222	01110100
8	10100010	51	10011001	94	11110100	137	00100011	180	00011110	223	01110101
9	10100011	52	10011110	95	11110101	138	00100000	181	00011111	224	01001010
10	10100000	53	10011111	96	11001010	139	00100001	182	00011100	225	01001011
11	10100001	54	10011100	97	11001011	140	00100110	183	00011101	226	01001000
12	10100110	55	10011101	98	11001000	141	00100111	184	00010010	227	01001001
13	10100111	56	10010010	99	11001001	142	00100100	185	00010011	228	01001110
14	10100100	57	10010011	100	11001110	143	00100101	186	00010000	229	01001111
15	10100101	58	10010000	101	11001111	144	00111010	187	00010001	230	01001100
16	10111010	59	10010001	102	11001100	145	00111011	188	00010110	231	01001101
17	10111011	60	10010110	103	11001101	146	00111000	189	00010111	232	01000010
18	10111000	61	10010111	104	11000010	147	00111001	190	00010100	233	01000011
19	10111001	62	10010100	105	11000011	148	00111110	191	00010101	234	01000000
20	10111110	63	10010101	106	11000000	149	00111111	192	01101010	235	01000001
21	10111111	64	11101010	107	11000001	150	00111100	193	01101011	236	01000110
22	10111100	65	11101011	108	11000110	151	00111101	194	01101000	237	01000111
23	10111101	66	11101000	109	11000111	152	00110010	195	01101001	238	01000100
24	10110010	67	11101001	110	11000100	153	00110011	196	01101110	239	01000101
25	10110011	68	11101110	111	11000101	154	00110000	197	01101111	240	01011010
26	10110000	69	11101111	112	11011010	155	00110001	198	01101100	241	01011011
27	10110001	70	11101100	113	11011011	156	00110110	199	01101101	242	01011000
28	10110110	71	11101101	114	11011000	157	00110111	200	01100010	243	01011001
29	10110111	72	11100010	115	11011001	158	00110100	201	01100011	244	01011110
30	10110100	73	11100011	116	11011110	159	00110101	202	01100000	245	01011111
31	10110101	74	11100000	117	11011111	160	00001010	203	01100001	246	01011100
32	10001010	75	11100001	118	11011100	161	00001011	204	01100110	247	01011101
33	10001011	76	11100110	119	11011101	162	00001000	205	01100111	248	01010010
34	10001000	77	11100111	120	11010010	163	00001001	206	01100100	249	01010011
35	10001001	78	11100100	121	11010011	164	00001110	207	01100101	250	01010000
36	10001110	79	11100101	122	11010000	165	00001111	208	01111010	251	01010001
37	10001111	80	11111010	123	11010001	166	00001100	209	01111011	252	01010110
38	10001100	81	11111011	124	11010110	167	00001101	210	01111000	253	01010111
39	10001101	82	11111000	125	11010111	168	00000010	211	01111001	254	01010100
40	10000010	83	11111001	126	11010100	169	00000011	212	01111110	255	01010101
41	10000011	84	11111110	127	11010101	170	00000000	213	01111111		
42	10000000	85	11111111	128	00101010	171	00000001	214	01111100		

muestra una distribución dispersa de las longitudes del código, lo cual es consistente con un texto donde caracteres como espacios o vocales son más frecuentes. La eficiencia original y la del código generado evidencian que hay una mejora significativa al utilizar Huffman.

Tabla IV
CÓDIGO HUFFMAN PARA SHANNON_INTRO.TXT

Char	Código	Char	Código	Char	Código	Char	Código	Char	Código	Char	Código
32	111	108	10001	118	0100100	65	010010110	67	01001011111	47	100001111001
101	001	109	01000	44	0001101	49	000110011	45	01001011110	66	100001111000
116	1100	100	00010	120	00011000	50	000110010	58	11010000001	156	100001111011
105	1011	117	00001	13	00000010	107	000000110	87	11010000000	157	100001111010
115	1001	102	110101	10	00000001	226	000000001	48	11010000011	86	110100000101
111	0111	103	100000	84	110100011	128	000000000	70	01001011100	68	000000111010
110	0110	112	010011	40	110100010	77	1000011111	122	01001010101	79	000000111011
97	0101	121	000111	41	110100001	80	0100101001	61	01001010100	74	0000001110110
114	11011	98	000001	113	100001110	78	0100101000	72	00000011100	52	1101000001001
104	10101	46	1101001	73	100001101	51	0100101011	106	010010111011	53	1101000001000
99	10100	119	1000010	59	100001100	148	0000001111	83	010010111010		

- **h_cero.bin:** Al contener un único símbolo, se esperaba y se obtuvo una entropía de 0, al igual que la longitud del código. La eficiencia del código original es 0, porque usar más de un bit para un símbolo único es completamente redundante. No se reporta eficiencia generada porque no hay nada que codificar.

Tabla V
CÓDIGO HUFFMAN PARA H_CERO.BIN

Char	Código
72	

- **4.1.01.tiff:** La imagen tiene entropía moderadamente alta y longitud promedio muy cercana a la entropía. La eficiencia del código generado es casi 1, indicando que Huffman está aprovechando bien las frecuencias relativas.

Tabla VI
CÓDIGO HUFFMAN PARA 4.1.01.TIFF

Char	Código	Char	Código	Char	Código	Char	Código	Char	Código	Char	Código
44	111000	39	1111000	45	0110111	126	10010110	116	011001101	0	01100111001
42	110101	18	1110110	68	0110110	132	01110100	164	011001100	165	01100111000
46	110011	30	1110101	41	0110101	77	01010001	111	010101111	177	00110111000
49	110000	16	1110100	105	0110100	75	01010000	120	010101110	185	00001001001
40	101110	14	1110011	27	0110010	67	00110110	142	010101101	190	111011100101
52	101000	55	1110010	103	0110001	90	00110101	161	010101100	226	110010011101
38	100100	8	1101110	108	0110000	71	00011111	119	001101111	168	110010011100
37	100010	20	1101101	17	0101010	149	00011110	122	001101001	197	100110101100
1	100001	100	1101001	110	0101001	102	00011101	170	001101000	193	100110101001
4	011110	64	1101000	123	0100101	53	00011100	167	000010011	229	001101110011
3	011100	13	1100101	22	0100100	140	00001011	148	1111110001	233	001101110010
34	010111	29	1100011	48	0100001	97	00001010	151	1101100111	211	000010010001
2	010110	9	1100010	26	0100000	96	00001000	173	1101100110	207	000010010000
47	010011	10	1011111	134	0011111	152	111111011	180	1100100110	200	1110111001001
50	010001	62	1011110	70	0011110	69	111111010	154	1010101111	204	1110111001000
35	001110	12	1011011	66	0010011	56	111111001	183	1010101110	172	1001101011010
7	001100	28	1011001	115	0010010	107	111011101	157	0011011101	175	1001101010001
32	001011	15	1010110	137	0000001	58	110111111	196	0000100101	179	1001101010000
57	001010	11	1010100	21	0000000	65	110111110	176	11111100001	218	0110011101011
5	001000	59	1010011	51	11101111	155	110110010	186	11111100000	236	0110011101010
54	000110	23	1001111	24	11011110	131	110010010	192	11101110011	215	0110011101000
88	000101	76	1001110	113	11011000	112	101101001	189	11101110001	182	10011010110110
84	000100	60	1001100	36	11001000	158	101011111	206	11101110000	240	01100111010011
80	000011	91	1001010	121	10110101	61	101011110	202	11001001111	203	100110101101110
43	000001	33	1000111	118	10110001	106	101010110	216	10110100011	254	011001110100100
82	1111111	78	1000110	128	10110000	136	101001001	209	10110100010	250	1001101011011111
6	1111101	25	1000001	139	10101110	130	101001000	199	10110100001	247	1001101011011110
93	1111100	95	1000000	143	10101010	117	100110100	162	10110100000	243	0110011101001011
86	1111011	19	0111111	125	10100101	133	011101011	222	10011010111	237	01100111010010101
31	1111010	98	0111110	129	10011011	114	011101010	212	10011010101	230	01100111010010100
72	1111001	74	0111011	146	10010111	145	011001111	219	01100111011		

- **4.2.03.tiff:** Presenta una entropía y longitud promedio muy similar, como era de esperarse para una imagen con gran variabilidad de colores. La eficiencia del código generado es alta, aunque la eficiencia original también es bastante buena, reflejando que el archivo original ya está optimizado.

Tabla VII
CÓDIGO HUFFMAN PARA 4.2.03.TIFF

Char	Código	Char	Código	Char	Código	Char	Código	Char	Código	Char	Código
88	1000000	111	0010010	144	11100000	174	10101100	222	110110010	212	010110010
76	0111111	98	0010001	145	11011111	177	10101011	228	110101101	30	001011011
79	0111110	124	0010000	141	11011110	164	10101001	205	110101100	29	000101011
83	0111101	121	0001111	159	11011101	181	10101000	239	110100011	28	000101010
92	0111011	67	0001110	190	11011100	162	10100111	221	110001011	247	1111011111
81	0111010	101	0001101	60	11011011	173	10100110	223	110001010	27	1111011110
96	0111001	109	0001100	188	11011010	183	10100100	226	110000001	26	1101000101
91	0111000	68	0001011	61	11011000	171	10100011	225	110000000	248	1011000111
73	0110111	106	0001001	149	11010111	165	10100010	238	101111011	25	1011000110
86	0110110	114	0001000	191	11010101	170	10100001	37	101111010	23	1001110111
89	0110101	123	0000111	187	11010100	55	10100000	227	101110011	24	1001110110
75	0110100	116	0000110	146	11010011	54	10011111	220	101110010	22	1001000110
112	0110011	65	0000101	189	11010010	198	10011110	230	101100010	21	1000100001
78	0110010	117	0000100	148	11010000	53	10011100	244	101011011	19	1000100000
94	0110001	131	0000011	150	11001111	178	10011011	206	101011010	249	1000010010
99	0110000	63	0000001	194	11001110	180	10011010	229	101010101	20	0101100111
71	0101111	127	0000000	59	11001101	51	10011000	237	101010100	18	0010110100
97	0101110	192	11111111	156	11001100	175	10010110	36	101001011	17	1110111111
80	0101101	128	11111110	184	11001011	52	10010101	35	101001010	250	1110111110
77	0101011	119	11111101	185	11001010	199	10010011	236	100111010	16	11010001001
103	0101010	122	11111100	176	11001001	49	10010000	219	100110011	15	11010001000
82	0101001	135	11111011	57	11001000	48	10001111	207	100110010	14	10010001110
85	0101000	64	11111010	157	11000111	50	10001110	34	100101111	13	01011001101
108	0100111	125	11111001	58	11000110	47	10001001	232	100101110	251	01011001100
72	0100110	126	11111000	163	11000100	46	10000111	218	100101001	12	00101101010
70	0100101	129	11110110	153	11000011	200	10000110	231	100101000	11	111011111101
115	0100100	66	11110101	158	11000010	201	10000101	245	100100101	0	111011111100
84	0100011	62	11110011	155	11000001	45	01111001	33	100100100	10	111011111001
90	0100010	132	11110010	151	10111111	44	01111000	208	100100010	252	100100011110
95	0100001	133	11110001	161	10111110	43	01011000	234	100011011	9	100001001111
93	0100000	134	11110000	154	10111100	202	00101100	217	100011010	8	100001001101
107	0011111	143	11101110	182	10111011	203	00010100	233	100011001	7	100001001100
105	0011110	193	11101101	186	10111010	42	00000101	216	100011000	5	001011010111
87	0011101	130	11101100	56	10111000	41	00000100	209	100010111	6	001011010110
74	0011100	147	11101011	172	10110111	242	111101110	235	100010110	253	1110111110001
100	0011011	139	11101001	179	10110110	224	111101001	32	100010101	4	1110111110000
102	0011010	137	11101000	169	10110101	39	111101000	31	100010100	3	1001000111111
110	0011001	140	11100111	196	10110100	40	111011110	246	100010001	2	1001000111110
113	0011000	195	11100110	160	10110011	240	111010101	214	100001000	1	1000010011101
120	0010111	142	11100101	167	10110010	204	111010100	215	100000111	254	10000100111001
118	0010101	152	11100011	197	10110000	243	111001001	213	100000110	255	10000100111000
104	0010100	136	11100010	166	10101111	241	111001000	210	100000101		
69	0010011	138	11100001	168	10101110	38	110110011	211	100000100		

- **5.1.11.tiff:** Presenta entropía moderada y longitud muy similar, con una varianza considerable, lo cual puede deberse a que ciertos tonos se repiten más que otros. La eficiencia generada es muy alta, mostrando un uso efectivo del algoritmo.

Tabla VIII
CÓDIGO HUFFMAN PARA 5.1.11.TIFF

Char	Código	Char	Código	Char	Código	Char	Código	Char	Código	Char	Código
224	1000	193	1110100	153	11011110	124	1111111111	81	101100110011	50	1101011011010
225	0011	190	1101100	161	11011101	120	1111000011	63	101100110010	99	1110010100101
223	01011	188	1101001	162	11011100	125	1110010111	85	110101100001	78	1110010100100
226	01001	189	1101000	157	11011011	121	1110010101	61	110101100000	74	1110010100111
222	111000	191	1100110	158	11011010	122	1101011010	101	101001100011	55	1101011001011
205	110010	187	1011000	152	11010111	118	1011001101	51	101001100010	87	1101011001010
206	110001	184	1010010	150	11010101	123	1010011011	92	101001100101	75	1101011011001
208	110000	186	1001001	151	11010100	119	0010110111	59	101001100100	62	1101011011000
207	101111	185	0111001	155	11001111	116	0010110110	88	101001100111	41	1010011010001
204	011110	176	0111000	154	11001110	114	0001011111	95	101001100110	60	1010011010000
209	101101	182	0101010	148	10110010	117	0000100110	89	101001100001	231	1010011010011
200	101011	172	0010001	149	10100111	115	111001011100	77	010101110001	3	1010011010010
203	101010	180	0010000	146	10010001	230	11010110111	48	010101110000	42	1010011000000
213	101000	181	0001110	147	10010000	112	1010110011	98	010101110011	49	0010111011001
214	100111	173	0001010	144	01010110	106	10100110101	69	010101110010	44	0010111011000
212	100110	179	0001001	145	00101111	113	01010111011	71	001011101101	84	0010111010011
211	100101	178	0001000	142	00101100	111	01010111010	82	001011101000	43	1111111101111
216	011111	174	0000101	143	00011110	110	00101110111	90	000101111011	45	11100101001101
221	011110	171	0000011	137	00010110	1	00101110101	80	000101111010	46	10100110000011
202	011101	177	0000010	138	00001000	108	00010111100	97	000010011101	8	00101110100100
201	011011	169	0000000	139	00000011	107	00001001011	79	000010011100	39	111111111011101
210	011010	168	11111110	136	00000010	105	00001001010	54	000010011111	4	111111111011100
220	011001	170	11111011	140	1111111110	64	00001001001	100	000010011110	232	111001010011000
217	011000	175	11111010	141	111110001	109	00001001000	93	1111111110110	40	1110010100110010
219	010100	183	11111001	135	111110000	56	111111111000	52	1111111110011	36	11100101001100111
218	010001	167	11110111	134	111100000	67	111100001000	68	1111111110010	38	11100101001100110
215	010000	163	11110110	133	111001001	57	111001011011	73	1111111110101	10	1010011000001001
198	001010	164	11110001	132	111001000	91	111001011010	70	1111111110100	254	1010011000001000
199	001001	166	11101101	131	101100111	65	111001010001	83	1111000010011	2	1010011000001011
227	000110	228	11101100	130	010101111	58	111001010000	72	1111000010010	6	1010011000001010
197	000011	0	11101011	229	001011100	103	110101100100	53	1111000010101	17	0010111010010101
196	11111110	165	11101010	128	001011010	66	110101100011	86	1111000010100	21	0010111010010100
195	1111010	156	11100111	127	000111111	96	110101100010	76	1111000010111	23	0010111010010111
192	1111001	160	11100110	126	000111110	104	101100110001	94	1111000010110	28	0010111010010110
194	1110111	159	11011111	129	000101110	102	101100110000	47	1101011011011		

- **5.1.13.tiff:** La entropía es muy baja, lo que concuerda con la gran cantidad de fondo blanco. La longitud del código no está tan cercana a la entropía, y la varianza es alta, probablemente porque algunos símbolos menos frecuentes recibieron códigos largos. La eficiencia generada es notablemente baja, pero esto es esperable dado el contraste fuerte entre frecuencias muy distintas y aún así es mejor que la eficiencia original.

Tabla IX
CÓDIGO HUFFMAN PARA 5.1.13.TIFF

Char	Código	Char	Código	Char	Código	Char	Código	Char	Código	Char	Código
255	1	157	0111100011	235	0100111111	39	0011100101	170	01111010110	201	01110010001
3	000	249	0111100010	246	0100111110	164	0011100100	173	01111011101	83	01110010000
4	0110	231	0111100001	135	0100110010	82	0011010101	68	01111011100	104	01110010011
6	010010	245	0111001011	165	0100011001	77	0011010100	192	01111011111	125	01110010010
5	001111	228	0111001010	206	0100011000	114	0011010001	127	01111011110	90	01110001101
7	001100	191	0111000010	210	0100011011	176	0011010000	197	01111011001	171	01110001100
8	001010	248	0101110111	218	0100011010	81	0011010011	174	01111011000	53	01110001111
10	0111010	239	0101110110	144	0100010101	179	0011010010	52	01111011011	54	01110001110
9	0101111	250	0111000001	184	0100010100	195	0010111101	175	01111011010	155	01110001001
11	0101011	221	0111000000	172	0100010111	69	0010111100	180	01111100101	103	01110001000
12	0010110	234	0101110101	227	0100010110	214	0010111111	150	01111100100	88	01110001011
14	01010011	236	0101110011	158	0100010001	107	0010111110	44	01111100111	148	01110001010
13	01010010	143	0101110010	198	0100010000	166	0010111001	33	01111100110	56	01011101001
15	01001101	119	0101110001	178	0100010011	32	0010111000	118	01111100001	70	01011101000
0	01000111	146	0101100111	139	0100010010	161	0010111011	31	01111100000	134	01011011101
16	011110011	140	0101100110	199	0100001110	141	0010111010	216	01111100011	193	01011011100
17	010110010	213	0101101001	129	0011101111	97	0010011101	122	01111100010	105	01011011111
19	010011101	167	0101101000	124	0011101110	168	0010011100	74	01111011011	145	01011011110
18	010011100	205	0101101011	169	0100001001	142	0010011111	153	01110011010	130	01011100001
247	010000110	252	0101101010	204	0100001000	28	0010011110	57	01110110101	66	01011100000
21	001110110	48	0101101101	188	0100001011	217	0010010001	91	01110110100	71	01010100001
23	001110100	137	0101101100	38	0100001010	177	0010010000	120	01110110111	63	01010100000
251	001101011	232	0101010011	183	0100000101	185	01111111101	98	01110110110	123	01001100111
241	001001011	182	0101010010	211	0100000100	149	01111111100	60	01110110001	132	01001100110
243	001001010	209	0101100001	136	0100000111	106	01111111111	115	01110110000	86	01000011111
26	001001101	111	0101100000	41	0100000110	154	01111111110	113	01110110011	55	01000011110
230	001001100	160	0101100011	156	0100000001	87	01111111001	133	01110110010	89	01001100001
20	001001001	29	0101100010	162	0100000000	94	01111111000	47	01110111101	62	01001100000
222	001000101	242	0101010101	152	0100000011	186	01111111011	102	01110111100	151	01001100011
223	001000100	225	0101010100	37	0100000010	212	01111111010	80	01110111111	59	00111001101
27	001000111	219	0101010111	203	0011101011	181	0010000101	72	01110111110	76	00111001100
238	001000110	36	0101010110	200	0011100001	208	0010000100	65	01110111001	43	00111001111
207	0111110101	244	0101010001	108	0011100000	75	0010000111	100	01110111000	190	00111001110
215	0111110100	131	0101000101	73	0011100011	240	0010000110	61	01110111011	50	00111010101
233	0111110111	40	0101000100	194	0011100010	109	0010000001	159	01110111010	189	00111010100
253	0111110110	126	0101000111	121	0011011101	101	0010000000	96	01110011101	112	011110000001
25	0111111001	163	0101000110	187	0011011100	93	0010000011	128	01110011100	92	011110000000
237	0111111000	226	0101000001	51	0011011111	84	0010000010	45	01110011111	64	011110000011
1	0111101010	202	0101000000	46	0011011110	79	01111110101	220	01110011110	224	011110000010
24	0111101001	147	0101000011	58	0011011001	78	01111110100	95	01110011001	67	010011000101
196	0111101000	117	0101000010	49	0011011000	30	01111110111	34	01110011000	2	010011000100
254	0111100101	99	0100111101	138	0011011011	35	01111110110	116	01110000111		
22	0111100100	229	0100111100	110	0011011010	42	01111010111	85	01110000110		

- **7.1.02.tiff:** Muestra una entropía baja con longitud promedio muy cercana y varianza relativamente alta, indicando diferencias notables entre la frecuencia de los tonos. La eficiencia del código generado es bastante alta , aunque la original sea baja, evidenciando una mejora significativa mediante Huffman.

Tabla X
CÓDIGO HUFFMAN PARA 7.1.02.TIFF

Char	Código	Char	Código	Char	Código	Char	Código
177	100	180	011	175	010	183	001
172	000	186	1111	189	1101	192	1100
169	1010	195	10110	167	111011	164	101110
162	1110001	159	11100111	199	10111111	157	10111110
155	111001101	49	111000001	152	101111011	48	101111001
110	1110101101	113	1110101100	112	1110101010	109	1110101000
150	1110100101	115	1110100001	51	1110011000	46	1110010111
117	1110010101	108	1110010011	148	1110000111	118	1110000110
45	1110000100	146	1110000000	106	1011110101	120	1011110100
202	1110101111	47	11101011110	140	11101011100	144	11101010111
130	11101010110	50	11101010010	134	11101001111	53	11101001110
105	11101001100	142	11101001001	138	11101001000	132	11101000111
43	11101000110	55	11101000100	136	11101000001	127	11101000000
121	11100110011	128	11100110010	125	11100101101	123	11100101001
52	11100100100	103	11100100010	42	10111100010	102	10111100001
58	111010111010	101	111010100110	44	111001010001	0	111001010000
41	111001001011	40	111001000110	54	111001000011	65	111001000000
57	111000010111	56	111000010110	61	111000010101	94	111000010100
99	111000000101	97	101111000111	38	101111000000	37	1110101001111
98	1110100110111	96	1110100110110	93	1110100010111	59	1110100010100
70	1110010110001	92	1110010110000	91	1110010001111	79	1110010001110
60	1110010010101	88	1110010010100	67	1110010000101	87	1110010000100
69	1110010000010	90	1110000001111	66	1110000001110	85	1110000001101
84	1110000001001	86	1110000001000	63	1011110001101	77	1011110001100
73	1011110000011	72	1011110000010	64	1110101110111	83	1110101110110
62	11101011101100	82	11101010011101	81	11101010011100	36	11101001101011
35	11101001101010	71	11101001101001	68	11101001101000	205	11101000101011
76	11101000101010	1	11101000101010	80	11100101100111	39	11100101100110
78	11100101100100	74	11100100000111	75	11100100000110	34	111010001011001
33	111010001011000	3	111000000110011	209	1110101110110111	213	1110101110110110
30	1110101110110100	32	1110010110010111	4	1110010110010100	29	1110000001100100
8	11101011101101010	24	11100101100101011	25	11100101100101010	216	11100101100101101
2	11100101100101100	224	11100000011001010	23	111010111011010111	27	111010111011010110
28	11100000011000101	220	11100000011000100	232	111000000110010110	20	111000000110010111
22	1110000001100101110	26	111000000110000101	31	111000000110000100	228	111000000110000111
241	111000000110000110	236	111000000110000001	245	111000000110000000	250	111000000110000011
10	111000000110000010	254	111000000110001101	6	111000000110001100	17	111000000110001111
21	111000000110001110						

B. Compresión por medio del código de Huffman

Explique la funcionalidad del código de empaquetado de bits Huffman en bytes

Este código implementa la compresión utilizando el algoritmo de Huffman. Para ello, construye una lista a la que se le añaden los valores codificados correspondientes a cada símbolo según el diccionario huffmanCode. La variable compressed_length_bit representa la longitud total de la lista generada.

Una vez creada la secuencia de bits, se rellena con ceros al final si su longitud no es múltiplo de 8, asegurando que pueda dividirse en bytes completos. Posteriormente, esta secuencia se transforma en una lista de bytes, donde cada uno se representa como una cadena de 8 bits.

Además, se incorpora una función que permite escribir esta lista de bytes en un archivo binario. Para ello, se utiliza la variable file_huffman_comprimido, como se observa en el Código 2. Este código convierte cada cadena de bits en un valor entero y luego guarda esos valores en un archivo, exportándolos como una tabla CSV con formato binario, facilitando así su organización y análisis.

```

1 #Escribir el archivo con los datos comprimidos.
2 compressed_file=open(f"{output_directory}/{file_huffman_comprimido}", "wb")
3 byte_string=bytearray([int(i,2) for i in byte_string])
4 compressed_file.write(byte_string)
5 compressed_file.close()

```

Código 2. Función de lista en archivo binario usando file_huffman_comprimido

También se agregó una sección adicional de código cuya función es exportar los datos comprimidos en un archivo CSV. Este fragmento escribe tanto el tamaño comprimido en bits como cada par clave-valor del diccionario huffmanCode, registrando el símbolo y su correspondiente código Huffman. La Tabla XI muestra un resumen comparativo de los datos comprimidos obtenidos a partir de los archivos previamente utilizados.

Tabla XI
TAMAÑO ORIGINAL, COMPRIMIDO Y TASA DE COMPRESIÓN POR ARCHIVO

Nombre del archivo	Tamaño Original (bytes)	Tamaño Comprimido (bytes)	Tasa de Compresión
todo_ascii_cien.bin	25600	25600	1.00000
shannon_intro.txt	7429	4085	1.81860
4.1.01.tiff	196748	170415	1.15452
4.2.03.tiff	786572	767063	1.02543
5.1.11.tiff	65670	53196	1.23449
5.1.13.tiff	65670	16016	4.10027
7.1.02.tiff	262278	132955	1.97268
h_cero.bin	1000	0	-

Nótese que para el archivo "h_cero.bin" no se muestra tasa de compresión, esto porque no hay diccionario de compresión al haber largo promedio igual a cero, lo que significa que todos los símbolos son iguales.

Al analizar resultados presentados en la Tabla XI se puede evaluar la eficiencia del algoritmo de Huffman aplicado a archivos de textos y formatos de imagen TIFF.

En el caso del archivo todo_ascii_cien.bin, no se observa compresión alguna, ya que el tamaño original y el comprimido son idénticos. Esto nos dice que todos los símbolos tienen probabilidades similares. Según la teoría de codificación, cuando la distribución de probabilidad es uniforme, la codificación Huffman pierde su ventaja, ya que no puede asignar códigos más cortos a los símbolos más probables [1].

El archivo shannon_intro.txt presenta una tasa de compresión cercana al 1.82, lo cual indica una compresión eficiente. Esta mejora se explica porque el texto posee una distribución de frecuencias sesgada, donde ciertas letras y espacios aparecen con frecuencia. Tal como se discute en [1], este tipo de fuente tiene una entropía baja en relación al alfabeto completo, lo que permite que Huffman reduzca la longitud media del código por símbolo muy cerca del límite teórico de Shannon.

Para los archivos de imagen en formato TIFF, como 4.1.01.tiff o 4.2.03.tiff, se observa una compresión mucho más limitada. Esto puede deberse a que contienen patrones gráficos complejos.

En el archivo 5.1.13.tiff, se logra una tasa de compresión superior a 4.1. Este valor indica que la imagen en efecto tiene una estructura de datos con redundancias, lo cual reduce significativamente la entropía de la fuente. Por eso, Huffman se comporta de manera casi ideal asignando códigos muy cortos a los símbolos dominantes. Este fenómeno se alinea con la teoría de Shannon-Huffman que establece que, cuanto mayor sea la varianza entre las probabilidades de los símbolos, mayor será la ganancia de compresión [1].

Por otro lado, el archivo h_cero.bin representa un caso límite de entropía nula, donde todos los símbolos son iguales. En ese escenario, como se deriva directamente de la definición de entropía, para un único símbolo, la entropía es cero y por tanto, no es necesario almacenar ningún dato aparte del símbolo mismo y su cantidad de repeticiones. Esto justifica que el archivo comprimido tenga un tamaño de cero bytes, ya que basta con almacenar una única referencia al símbolo repetido.

Finalmente, archivos 7.1.02.tiff y 5.1.11.tiff, con tasas de compresión cercanas a 2 y 1.23 respectivamente, evidencian estructuras gráficas intermedias, donde la redundancia es presente pero no significativa. Lo que refleja una entropía moderada en los datos, permitiendo al algoritmo Huffman reducir el tamaño del archivo, pero no se observa una reducción tan notable.

C. Restablecimiento de los datos originales - Descompresión

```
1
2 #Abrir diccionario y descomprimir datos.
3 csvfile = open (f"{output_directory}/{ruta_diccionario}" , "r")
4 reader = csv . reader ( csvfile )
5 bits_a_leer = None
6 diccionario = dict ()
7 for row in reader :
8     if( bits_a_leer == None ) :
9         bits_a_leer = int( row [0])
10    else:
11        diccionario.update ( { int( row [0]) : row [1] })
12 Decoding = NodeTree ( None , None )
13 for entrada in diccionario :
14     insert_in_tree ( Decoding , diccionario [ entrada ] , entrada )
15 nodo = Decoding
16 data_estimated = []
17 for i in range ( compressed_length_bit ) :
18     (l , r ) = nodo . children ()
19     if( binary_string [ i ]== "1" ) :
20         nodo = r
21     else:
22         nodo = l
23     if type ( nodo ) is int :
24         data_estimated . append(nodo)
25     nodo = Decoding
```

Código 3. Código modificado para guardar los datos en una carpeta de destino

¿Cuál es el propósito del código mostrado?

Siguiendo el código en python tal cual, este tiene el propósito de ejecutar los siguientes pasos:

- Abrir un archivo en modo de lectura que tiene la ruta de almacenamiento en `ruta_diccionario`
- Se crea una variable auxiliar `reader` que lee línea por línea el archivo csv.
- Se inicializa la variable `bits_a_leer`
- Se crea un diccionario vacío para guardar los datos decodificados
- Se inicia la lectura del archivo csv con ayuda del reader, la primera fila del archivos se guardan en `bits_a_leer` y al terminar de guardarlos se actualizan las demás columnas en el diccionario.
- Se crea un nuevo árbol binario.
- Siguiendo iterativamente la entrada que corresponde al símbolo, se insertan en el árbol de decodificación.
- Se inicializa las raíces del árbol de decodificación.
- Se inicializa una lista para guardar los datos decodificados
- Se recorre sobre cada bit del string cuya longitud es `compressed_length_bit`.
- Se obtiene los hijos izquierdo (l) y derecho (r) del nodo actual.
- Se recorre a la izquierda o a la derecha dependiendo del bit actual ('0' o '1').
- Se compara si el nodo actual es un entero (un nodo hoja), lo añade a `data_estimated`, y vuelve a la raíz para el siguiente símbolo.

En resumen, el código anterior consigue la decodificación siguiendo el árbol de Huff de arriba a hacia abajo rama a rama, hasta que se llega al nodo raíz. Dependiendo si se encuentra un 1 o 0, se recorre una rama u otra del árbol binario hasta que se llega al inicio y en consecuencia la palabra producto de las comparaciones genera la palabra de código fue codificada en un principio por el árbol binario.

Tabla XIII
HUFFMAN CODIGO 7.1.02_LOSS.JPEG

Char	Huffman Code	Char	Huffman Code	Char	Huffman Code
0	110001	231	0101000	255	0100010
63	0100001	199	0100000	227	0011100
219	0010100	249	0010010	207	0010001
1	0001100	237	0001001	142	0001000
113	0000111	243	0000110	3	0000100
254	0000010	158	0000001	252	11111110
110	11111101	31	11111100	7	11111010
183	11111000	159	11110011	35	11110001
127	11110000	79	11101111	218	11101101
220	11101100	28	11101001	115	11100111
235	11100110	126	11100101	242	11100100
221	11100011	187	11100010	145	11100001
57	11100000	143	11011111	64	11011110
99	11011100	60	11011011	128	11011010
61	11011001	12	11011000	238	11010111
122	11010110	109	11010101	251	11010100
156	11010011	29	11010010	85	11010001
25	11001111	56	11001110	167	11001101
211	11001100	62	11001010	233	11001001
140	11001000	149	11000011	250	11000010
223	11000001	120	11000000	118	10111111
59	10111110	184	10111101	230	10111100

Comparación de datos estimados y los datos originales de la fuente

Tabla XII
HUFFMAN CODIGO 7.1.02.TIFF

Char	Code	Char	Code	Char	Code
177	100	180	011	175	010
183	001	172	000	186	1111
189	1101	192	1100	169	1010
195	10110	167	111011	164	101110
162	1110001	159	11100111	199	10111111
157	10111110	155	111001101	49	111000001
152	101111011	48	101111001	110	1110101101
113	1110101100	112	1110101010	109	1110101000
150	1110100101	115	1110100001	51	1110011000
46	1110010111	117	1110010101	108	1110010011
148	1110000111	118	1110000110	45	1110000100
146	1110000000	106	1011110101	120	1011110100
202	11101011111	47	11101011110	140	11101011100
144	11101010111	130	11101010110	50	11101010010
134	11101001111	53	11101001110	105	11101001100
142	11101001001	138	11101001000	132	11101000111
43	11101000110	55	11101000100	136	11101000001
127	11101000000	121	11100110011	128	11100110010
125	11100101101	123	11100101001	52	11100100100
103	11100100010	42	10111100010	102	10111100001
58	111010111010	101	111010100110	44	111001010001
0	111001010000	41	111001001011	40	111001000110

Seguidamente, al correr el script para cada caso la codificación óptima que se puede conseguir se resume en la Tabla XIII y la Tabla XII. Que es esperado que las tablas no coinciden entre sí, por el simple hecho que el algoritmo asigna el conjunto de símbolos en función de la aparición y apesar que

visualmente es la misma imagen, los bits que forman los píxeles en cada formato tiene una distribución diferente que influye en la eficiencia del código.

Y para corroborar el código recuperado en los anexos se describen la Tabla XVII y Tabla XVIII con los datos obtenidos despues de pasar por el proceso de decodificación, con los cuales se recuperaron las imágenes llamadas `recovered_7.1.02.tiff` y `recovered_7.1.02_loss.jpg`. A estas se le ejecutó el script nuevamente para confirmar que no hubo ninguna alteración a las imágenes originales, de tal forma que se enlista en la Tabla XIV que los datos obtenidos son conformes a los puntos anteriores.

Tabla XIV
TAMAÑO ORIGINAL, COMPRIMIDO Y TASA DE COMPRESIÓN POR ARCHIVO

Nombre del archivo	Entropia $H(\Sigma)$	Varianza código original (σ^2)	Tamaño Comprimido (bytes)	Tasa de Compresión
<code>recovered_7.1.02_loss.jpg</code>	7.93548	0.260	59033	1.004912
<code>recovered_7.1.02.tiff</code>	4.00	3.68	132955	1.97268

La forma de decodificación que se plantea es por medio del seguimiento bit a bit del Árbol de Huffman, consiguiendo un resultado rápido de la palabra que se codificó. Sin embargo, en casos que la fuente conste de símbolos muy grandes la computación aumenta y por ende tanto los recursos como el tiempo de ejecución de la codificación se puede volver impráctica si hay limitantes como los mencionados.

D. Efecto de la entropía de la fuente

¿Qué diferencias hay entre ellos?

Tabla XV
COMPARACIÓN MISMA IMAGEN CON DISTINTO FORMATO

Tipo	Tamaño	Ancho	Largo
Imagen JPEG	59.3 kB (59,323 bytes)	512 pixels	512 pixels
Imagen TIFF	262.3 kB(262,278 bytes)	512 pixels	512 pixels

Al revisar las propiedades de ambos archivos se puede constatar que para el caso del archivo `.tiff` tiene un mayor tamaño en comparación del archivo `.jpeg`, según la Tabla. XV, esto se puede ver como que `.tiff` es aproximadamente es 5 veces el tamaño de `.jpeg`. Esa gran diferencia tiene sentido dado que en la teoría la diferencia entre estos dos tipicamente se distinguen por la compresión que se refleja en el tamaño y calidad de las imágenes, para el caso del formato JPEG utiliza compresión con pérdidas y el caso TIFF utiliza compresión sin pérdidas.

Formato JPEG

JPEG por sus siglas de Joint Photographic Experts Group (Grupo Conjunto de Expertos en Fotografía), fue una organización internacional que estandarizó el formato a finales de los ochenta y principios de los noventa. Es el formato de archivo preferido para las imágenes digitales, y lo ha sido desde que los fotógrafos empezaron a capturar y almacenar imágenes en cámaras digitales y otros dispositivos reprográficos [2].

Las imágenes JPEG agrupan las siguientes extensiones de nombre de archivo:

- `.jpg`
- `.jpeg`
- `.jpe`
- `.jif`
- `.jfif`

- .jfi

Un archivo JPEG admite hasta 24 bits de color y utiliza compresión con pérdida para comprimir las imágenes y facilitar su almacenamiento y envío. Esto puede hacer que los JPEG sean mejores para el uso diario, pero implica sacrificar parte de la calidad de la imagen original.

Formato TIFF

Un TIFF (Tag Image File Format) es un archivo informático utilizado para almacenar gráficos rasterizados e información de imágenes. Los TIFF, favoritos de los fotógrafos, son una forma práctica de almacenar imágenes de alta calidad antes de editarlas si quieres evitar los formatos de archivo con pérdidas[3].

Archivos TIFF:

- Tienen extensión .tiff o .tif.
- Son una forma de compresión de archivos sin pérdidas, lo que significa que son más grandes que la mayoría pero no pierden calidad de imagen.
- Los TIFF no son los archivos más pequeños que existen, pero permiten al usuario etiquetar información y datos adicionales de la imagen, como capas adicionales.

¿Qué diferencias ve en los resultados? ¿Porqué se da un cambio tan grande?

Tabla XVI
TAMAÑO ORIGINAL, COMPRIMIDO Y TASA DE COMPRESIÓN POR ARCHIVO

Nombre del archivo	Entropía $H(\Sigma)$	Varianza código original (σ^2)	Tamaño Comprimido (bytes)	Tasa de Compresión
7.1.02_loss.jpg	7.93548	0.260	59033	1.004912
7.1.02.tiff	4.00	3.68	132955	1.97268

Al correr el script en cada caso se obtienen los datos recabados de la Tabla XVI, se puede ver que el tamaño del archivo .tiff tuvo una disminución considerable más de 100 mil bytes respecto al archivo original con una tasa de 1.97268, mientras que para el caso con pérdidas la disminución respecto al archivo original fue cercano a los 300 bytes con una tasa de prácticamente igual a la unidad.

Analizando las respuestas de ambos archivos, se pueden encontrar factores claves del por qué la relación de compresión entre ambos archivos no es similar y esto se debe a parámetros que se enlistan la Tabla XVI, basados en la teoría de la información. El principal parámetro que produce un cambio en la compresión es la varianza, que en términos simples entre mayor sea este valor los datos están más dispersos y por ende hay mayor probabilidad de disminuir el espacio entre ellos sin perder información, es decir, hay una mayor presencia de redundancia que se puede optimizar y en consecuencia reducir el tamaño del archivo.

Recordando la teoría otra medida relevante es la entropía de la fuente, que indica el nivel de incertidumbre y refleja que a mayor su valor los símbolos que se transmiten tienen más información. Intuitivamente, ese parámetro es una limitante natural propia de cada fuente y en caso de los archivos tratados, el caso con mayor entropía de fuente fue el que tuvo una menor tasa de compresión debido a que sus símbolos portan más información, y no hay redundancia o espacios de memoria que se puedan reducir sin perder datos importantes (píxeles)[4].

III. CONCLUSIONES

- Se comprobó con conceptos básicos de la entropía de la fuente, imágenes que a primera vista lucen similares o casi iguales producen información promedio por símbolo totalmente diferentes, destacando que ciertos símbolos pueden tener más información que otros o el caso contrario menos información.
- Una característica de la información es su naturaleza redundante, que propicia la comprensión eliminando esa porción de información y se consigue una optimización del uso del medio.
- Se demostró que es posible comprimir datos y volver a recuperarlos sin pérdidas, al pasar por un código de fuente como el algoritmo de Huffman que es el más óptimo que consigue el largo promedio más cercano a la entropía de la fuente.

IV. REFERENCIAS BIBLIOGRÁFICAS

- [1] S. Haykin and Moher. M. *Communication Systems*. 5th ed. John and Wiley Sons Inc, 2009.
- [2] *PHOTOGRAPHY JPEG files*. URL: <https://www.adobe.com/creativecloud/file-types/image/raster/jpeg-file.html>.
- [3] *PHOTOGRAPHY TIFF files*. URL: <https://www.adobe.com/creativecloud/file-types/image/raster/tiff-file.html>.
- [4] James V. Stone. *Information theory: A tutorial introduction*. Sebtel Press, 2022.

V. ANEXOS

Link al repositorio de GitHub

Datos recuperados para cada archivo solicitado inciso 2.4 .

Tabla XVII
DICCIONARIO DE 7.1.02_diccionario.csv

Value	Code	Value	Code	Value	Code
172	000	183	001	175	010
180	011	177	100	169	1010
195	10110	164	101110	38	101111000000
72	1011110000010	73	1011110000011	102	10111100001
42	10111100010	77	1011110001100	63	1011110001101
97	101111000111	48	101111001	120	1011110100
106	1011110101	152	101111011	157	10111110
199	10111111	192	1100	189	1101
146	1110000000	86	1110000001000	84	1110000001001
99	111000000101	245	111000000110000000	236	111000000110000001
10	111000000110000010	250	111000000110000011	31	111000000110000100
26	111000000110000101	241	111000000110000110	228	111000000110000111
220	11100000011000100	28	11100000011000101	6	111000000110001100
254	111000000110001101	21	111000000110001110	17	111000000110001111
29	1110000001100100	224	11100000011001010	232	111000000110010110
22	1110000001100101110	20	1110000001100101111	3	111000000110011
85	1110000001101	66	1110000001110	90	1110000001111
49	111000001	45	1110000100	94	111000010100
61	111000010101	56	111000010110	57	111000010111
118	1110000110	148	1110000111	162	1110001
65	111001000000	69	1110010000010	75	11100100000110
74	11100100000111	87	1110010000100	67	1110010000101
54	111001000011	103	11100100010	40	111001000110
79	1110010001110	91	1110010001111	52	11100100100
88	1110010010100	60	1110010010101	41	111001001011
108	1110010011	0	111001010000	44	111001010001
123	11100101001	117	1110010101	92	1110010110000
70	1110010110001	78	11100101100100	4	1110010110010100
25	11100101100101010	24	11100101100101011	2	11100101100101100
216	11100101100101101	32	1110010110010111	39	11100101100110
80	11100101100111	125	11100101101	46	1110010111
51	1110011000	128	11100110010	121	11100110011
155	111001101	159	11100111	127	11101000000
136	11101000001	115	1110100001	55	11101000100
59	1110100010100	76	11101000101010	205	11101000101011
33	111010001011000	34	111010001011001	1	11101000101101
93	1110100010111	43	11101000110	132	11101000111
138	11101001000	142	11101001001	150	1110100101
105	11101001100	68	11101001101000	71	11101001101001
35	11101001101010	36	11101001101011	96	1110100110110
98	1110100110111	53	11101001110	134	11101001111
109	1110101000	50	11101010010	101	111010100110
81	11101010011100	82	11101010011101	37	1110101001111
112	1110101010	130	11101010110	144	11101010111
113	1110101100	110	1110101101	140	11101011100
58	111010111010	62	11101011101100	30	1110101110110100
8	11101011101101010	27	111010111011010110	23	111010111011010111
213	1110101110110110	209	1110101110110111	83	11101011101110
64	11101011101111	47	11101011110	202	11101011111
167	111011	186	1111		

Tabla XVIII
DICCIONARIO DE 7.1.02_loss_diccionario.csv

Value	Code	Value	Code	Value	Code	Value	Code	Value	Code
148	00000000	67	00000001	158	00000001	254	0000010	74	00000110
93	00000111	3	0000100	213	00001010	82	00001011	243	0000110
113	0000111	142	0001000	237	0001001	65	00010100	152	00010101
236	00010110	69	00010111	1	0001100	53	00011010	193	00011011
166	00011100	96	00011101	45	00011110	178	00011111	48	00100000
226	00100001	207	0010001	249	0010010	98	00100110	216	00100111
219	0010100	116	00101010	43	00101011	138	00101100	131	00101101
144	00101110	234	00101111	20	00110000	47	00110001	217	00110010
55	00110011	40	00110100	117	00110101	108	00110110	186	00110111
227	0011100	5	00111010	197	00111011	58	00111100	11	00111101
6	00111110	200	00111111	199	0100000	63	0100001	255	0100010
151	01000110	94	01000111	164	01001000	153	01001001	89	01001010
77	01001011	190	01001100	101	01001101	100	01001110	133	01001111
231	0101000	90	01010010	174	01010011	212	01010100	192	01010101
92	01010110	86	01010111	165	01011000	163	01011001	134	01011010
44	01011011	21	01011100	88	01011101	83	01011110	72	01011111
246	01100000	177	01100001	4	01100010	228	01100011	91	01100100
105	01100101	162	011001100	132	011001101	104	01100111	130	01101000
150	01101001	87	01101010	14	01101011	244	01101100	210	01101101
103	01101110	172	01101111	50	01110000	202	01110001	179	01110010
52	01110011	102	01110100	10	01110101	39	01110110	240	01110111
95	01111000	141	01111001	189	01111010	112	01111011	225	01111100
155	01111101	204	01111110	188	01111111	214	10000000	2	10000001
80	10000010	171	10000011	208	10000100	78	10000101	124	10000110
203	10000111	182	10001000	147	10001001	215	10001010	168	10001011
16	100011000	68	100011001	30	10001101	54	10001110	27	10001111
49	10010000	123	10010001	51	10010010	205	10010011	239	10010100
121	10010101	24	10010110	73	10010111	224	10011000	241	10011001
195	10011010	119	10011011	173	10011100	248	10011101	125	10011110
111	10011111	222	10100000	66	101000010	33	101000011	84	10100010
70	10100011	180	10100100	201	10100101	114	10100110	36	10100111
185	10101000	146	10101001	191	10101010	206	10101011	71	10101100
253	10101101	170	10101110	15	10101111	160	10110000	229	10110001
181	10110010	175	10110011	42	10110100	245	10110101	198	10110110
169	10110111	19	101110000	136	101110001	106	10111001	247	10111010
154	10111011	230	10111100	184	10111101	59	10111110	118	10111111
120	11000000	223	11000001	250	11000010	149	11000011	0	110001
140	11001000	233	11001001	62	11001010	23	110010110	137	110010111
211	11001100	167	11001101	56	11001110	25	11001111	209	110100000
37	110100001	85	11010001	29	11010010	156	11010011	251	11010100
109	11010101	122	11010110	238	11010111	12	11011000	61	11011001
128	11011010	60	11011011	99	11011100	22	110111010	194	110111011
64	11011110	143	11011111	57	11100000	145	11100001	187	11100010
221	11100011	242	11100100	126	11100101	235	11100110	115	11100111
81	111010000	13	111010001	28	11101001	8	111010100	41	111010101
34	111010110	46	111010111	220	11101100	218	11101101	97	111011100
75	111011101	79	11101111	127	11110000	35	11110001	17	111100100
129	111100101	159	11110011	38	111101000	196	111101001	18	111101010
139	111101011	176	111101100	161	111101101	9	111101110	135	111101111
183	11111000	76	111110010	107	111110011	7	11111010	26	111110110
157	111110111	31	11111100	110	11111101	252	11111110	32	111111110
232	111111111								