Одно из применений сбалансированных бинарных деревьев (как строили на рк ака деревья сжатия) - поиск
Как строить деревья поиска? 2 подхода:

- Самые частые данные - выше. Данные встречаются чаще -> их чаще будут искать
- Более часто искомые данные - выше. По очевидным причинам: чаще ищут - быстрее выдавать

Статистические методы сжатия данных

Код	Условия оптимальности	Схема
Шеннона-Фано, 1948	Асимптотическое достиженеие оптимальности при увеличении числа сообщений (больше исходник - лучше сжатие)	var-var, block-var
Хаффмана, 1952	1) Каждое сообщение - уникальное кодовое слово 2) Сжатый текст = конкатенация кодовых слов	var-var, block-var
Универсальные коды, 1975		
Арифметические коды, 1963		

Коды Шеннона-Фано

- длина кода символа обратно пропорциональна частоте встречаемости символа

```
g·····8/40···00
f······7/40···010
e······6/40···011
d······5/40···100
space··5/40···101
c······4/40···110
b······3/40···1110
a······2/40···1111
```

a_i - сообщение
$p(a_i)$ - вероятность сообщения
x_i - кодовое слово
$-\lg p(x_i)$ - длина кодового слова
$-\lg p(x_i)+1$ - длина кодового слова, если …
$H \le S \le H+1$ - средняя длина кодового слова

Статические коды Хаффмана

a_1	.25	.25	.25	.33	.42	.58	1.0
a_2	.20	.20	.22	.25	.33	.42	
a_3	.15	.18	.20	.22	.25		
a_4	.12	.15	.18	.20			
a_5	.10	.12	.15				
a_6	.10	.10					
a_7	.08						

(a)

(b)

о слова
кодного сообщения
збыточности (Галлагер, 1978)
я граница избыточности

a_i - сообщение
$p(a_i)$ - вероятность сообщения
x_i - кодовое слово
$-\lg p(x_i)$ - длина кодового слова
$H \le S \le H+1$ - средняя длина кодового слова
n - число кодовых слов
$p(n)$ - вероятность самого редкого исходного сообщения
$p(n)+\lg[(2\lg e)/e]$ - верхняя граница избыточности (Галлагер, 1978)
$p(n)+0.086$ - приблизительная верхняя граница избыточности

Сравнение Хаффмана и Шеннона-Фано

```
························S-F·····Huffman

a(1)········0.35········00·······1
a(2)········0.17········01·······011
a(3)········0.17········10·······010
a(4)········0.16········110······001
a(5)········0.15········111······000

Average·codeword·length·2.31····2.30
```

Время кодирования:
$O(n)$, где n - число исходных сообщений
$O(l)$, где l - длина пути в кодовом дереве
$O(c)$, где c - число длин разных кодовых слов

^ Зависимость времени кодирования от входных данных
// Какого то хера речь зашла про Украину и Майдан??? Сжал данные блять

Универсальные коды Элиаса

Два типа - гамма и дельта коды

	gamma	delta
1	1	1
2	010	0100
3	011	0101
4	00100	01100
5	00101	01101
6	00110	01110
7	00111	01111
8	0001000	00100000
16	000010000	001010000
17	000010001	001010001
32	00000100000	0011000000

Гамма коды

1. Сосчитать L – количество значащих битов в двоичном представлении числа N.
2. Сосчитать M – количество значащих битов в двоичном представлении числа L.
3. Записать $M-1$ нулей и одну единицу.
4. С правой стороны дописать биты числа L без старшей единицы.
5. С правой стороны дописать биты числа N без старшей единицы (N_2).

Дельта коды

1. Сосчитать M – количество нулей во входном потоке до первой единицы.
2. Не включая единицу считать M битов. Считанное число в сумме с 2^M дает L.
3. Далее идут $L-1$ младших битов числа N. Считать их и к считанному числу прибавить 2^{L-1}.

Средняя длина $S = c_1\,(H + c_2)$
Особо не понадобятся судя по всему так что ебал учить это всё лол

Коды Фибоначчи

N	R(N)							F(N)
1							1	11
2						1	0	011
3					1	0	0	0011
4					1	0	1	1011
5				1	0	0	0	00011
6				1	0	0	1	10011
7				1	0	1	0	01011
8			1	0	0	0	0	000011
16		1	0	0	1	0	0	0010011
32	1	0	1	0	1	0	0	00101011
	21	13	8	5	3	2	1	

Figure 3.7 -- Fibonacci Representations and Fibonacci Codes.

Такой большой разрыв позволяет быстро набирать вес и получить достаточную избыточность
Позволяет прикол - если разница чисел закодированных слов достаточно мала (условно около 100), то два слова можно считать практически одинаковыми

Арифметические коды

Тоже прикалываются с вероятностями охуеть

Source message	Probability	Cumulative probability	Range
A	.2	.2	[0,.2)
B	.4	.6	[.2,.6)
C	.1	.7	[.6,.7)
D	.2	.9	[.7,.9)
#	.1	1.0	[.9,1.0)

Source message	Probability	Cumulative probability	Range
a	.05	.05	[0,.05)
b	.075	.125	[.05,.125)
c	.1	.225	[.125,.225)
d	.125	.35	[.225,.35)
e	.15	.5	[.35,.5)
f	.175	.675	[.5,.675)
g	.2	.875	[.675,.875)
space	.125	1.0	[.875,1.0)

Прикол судя по всему в том, что наиболее вероятные символы вероятнее попадутся. Весь метод - проекция встречаемости на отрезок [0, 1]

Применение всей этой ебалы

Коды Элиаса - позволяют быстро кодировать/декодировать на ходу благодаря отсутствию особой привязки к вероятностям, пусть они и сравнительно неэффективны
В кодах Элиаса таблица соответствия составляется до кодирования, то есть её не надо передавать. Они интересны когда:

- Заранее неизвестна последовательность
- Имеется возможность составить таблицу кодирования до прохода

Арифметические коды - каждому символу можно подобрать несколько способов кодирования. Интересны когда:

- Символы в сообщениях появляются очень неравномерно
  При реализации сжатия на ПЛИСах/МК лучше выбирать более простые алгоритмы