



ҚАЗАҚСТАН РЕСПУБЛИКАСЫ
ТҰҢҒЫШ ПРЕЗИДЕНТІ - ЕЛБАСЫНЫҢ ҚОРЫ

«ҒЫЛЫМ ЖӘНЕ БІЛІМ – 2017»

студенттер мен жас ғалымдардың
XII Халықаралық ғылыми конференциясының
БАЯНДАМАЛАР ЖИНАҒЫ

СБОРНИК МАТЕРИАЛОВ
XII Международной научной конференции
студентов и молодых ученых
«НАУКА И ОБРАЗОВАНИЕ – 2017»

PROCEEDINGS
of the XII International Scientific Conference
for students and young scholars
«SCIENCE AND EDUCATION - 2017»



14th April 2017, Astana



**ҚАЗАҚСТАН РЕСПУБЛИКАСЫ БІЛІМ ЖӘНЕ ҒЫЛЫМ МИНИСТРЛІГІ
Л.Н. ГУМИЛЕВ АТЫНДАҒЫ ЕУРАЗИЯ ҰЛТТЫҚ УНИВЕРСИТЕТІ**

**«Ғылым және білім - 2017»
студенттер мен жас ғалымдардың
XII Халықаралық ғылыми конференциясының
БАЯНДАМАЛАР ЖИНАҒЫ**

**СБОРНИК МАТЕРИАЛОВ
XII Международной научной конференции
студентов и молодых ученых
«Наука и образование - 2017»**

**PROCEEDINGS
of the XII International Scientific Conference
for students and young scholars
«Science and education - 2017»**

2017 жыл 14 сәуір

Астана

УДК 378

ББК 74.58

Ғ 96

Ғ 96

«Ғылым және білім – 2017» студенттер мен жас ғалымдардың XII Халықаралық ғылыми конференциясы = The XII International Scientific Conference for students and young scholars «Science and education - 2017» = XII Международная научная конференция студентов и молодых ученых «Наука и образование - 2017». – Астана: <http://www.enu.kz/ru/nauka/nauka-i-obrazovanie/>, 2017. – 7466 стр. (қазақша, орысша, ағылшынша).

ISBN 978-9965-31-827-6

Жинаққа студенттердің, магистранттардың, докторанттардың және жас ғалымдардың жаратылыстану-техникалық және гуманитарлық ғылымдардың өзекті мәселелері бойынша баяндамалары енгізілген.

The proceedings are the papers of students, undergraduates, doctoral students and young researchers on topical issues of natural and technical sciences and humanities.

В сборник вошли доклады студентов, магистрантов, докторантов и молодых ученых по актуальным вопросам естественно-технических и гуманитарных наук.

УДК 378

ББК 74.58

ISBN 978-9965-31-827-6

©Л.Н. Гумилев атындағы Еуразия
ұлттық университеті, 2017

МЕТОДЫ ЭФФЕКТИВНОГО КОДИРОВАНИЯ РАСПРЕДЕЛЕНИЯ ДИСКРЕТНОЙ ЭНЕРГИИ В СПЕКТРЕ ПЕРИОДИЧЕСКОГО СИГНАЛА

Нуркенов Ерик Серикович, Амирова Акжибек Сейтжановна
whitesilk@mail.ru

Преподаватель ЕНУ им. Л.Н.Гумилева, Астана, Казахстан
Магистрант РЭТ ЕНУ им. Л.Н.Гумилева, Астана, Казахстан
Научный руководитель – Кабылбекова Уткир Момыновна

Главное свойство системы связи заключается в том, что она должна точно или приближенно воспроизвести в определенной точке пространства и времени некоторое сообщение, выбранное в другой точке. Сообщение выбирается из некоторого семейства возможных сообщений.

Если вспомнить о существенном влиянии квантомеханических эффектов на процессы переноса (одновременно существовать во всех возможных местах), то можно говорить о вероятности нахождения электрона в той или иной точке пространства [4]. Следует отметить, что квантовые свойства характерны для микроскопических объектов, классический пример – элементарные частицы (электрон, фотон).

Обычно под элементарной частицей вещества мы понимаем квантовый пульсатор [2], с циклическими скачкообразными сменами всего двух состояний - что, при развёртке во времени, иллюстрируется “меандром”, а не синусоидой, как у классического осциллятора. Собственную энергию квантового пульсатора можно выразить либо через его массу m (формула Эйнштейна), либо через частоту пульсаций f (формула Планка). Из этих двух формул следует соотношение де Бройля [6]:

$$mc^2 = hf \quad (1)$$

где c - скорость света, h - постоянная Планка. Как следует из (1), частота квантовых пульсаций электрона составляет около 1.24×10^{20} Гц.

Квантовые пульсаторы “в первозданном виде” являются свободными и, в локально-абсолютном смысле, неподвижными: обладая лишь собственной энергией, они имеют нулевую энергию связи и нулевую кинетическую энергию. И если допустить, что на фундаментальном уровне квантовые пульсаторы являются единственными обладателями физической энергии, то имеет место концепция автономного превращения их энергий [2].

Алгоритм, связующий электрон и соответствующий ему протон ядра, попеременно прерывает их пульсации на электронной частоте, при этом производится циклический пространственный переброс энергии квантовых пульсаций. Энергия этого циклического процесса зависит от расстояния, на которое производится переброс, а временной интервал является показателем того, насколько большой сдвиг вдоль оси времени требуется для потери корреляции между данными. Эффективная ширина корреляционной функции (в секундах) называется временем корреляции процесса и подобна временной константе фильтра нижних частот. Если время корреляции большое, то это значит, что амплитуда сигнала меняется медленно. Наоборот, если время корреляции мало, то можно сказать, что амплитуда сигнала значительно меняется за очень малый промежуток времени [2, 5].

Если вспомнить физический принцип неопределенности Гейзенберга, где говорится о том, что нельзя одновременно точно знать и положение x частицы и ее импульс p , фактически $xp \geq h = 6,626 \times 10^{-34}$ Дж с, то с помощью уравнения Эйнштейна, где $E = mc^2$, этот принцип можно перенести в область обработки сигналов, где он будет формулируется так: нельзя одновременно с любой точностью определить время и частоту, следовательно, $\Delta f T \geq 1$, где Δf и T описывают разрешение по частоте и по времени. Если разрешение по времени высокое, то частота будет определяться менее точно, и наоборот. Следовательно, может оказаться достаточно сложно одновременно измерить с необходимой степенью точности частоту компонента сигнала и время его появления или разделить во

времени различные частотные компоненты. Это может произойти, если сигнал содержит кратковременные высокочастотные компоненты, расположенные слишком близко к более продолжительным компонентам во временной области, которые также близко расположены в частотной области и возникают в различные моменты времени. Такие сигналы не периодичны и являются нестационарными [6, 11], и восстановление сообщений из них является важным вопросом о распределении энергии сложного периодического сигнала $U(t)$ по его спектральным составляющим [7].

При этом следует отметить, что система энергетических уровней дискретна с постоянным интервалом, равным $\hbar\omega$ а минимальная энергия, соответствующая нулевому уровню составляет $\hbar\omega/2$ [3]. Состояние с нулевой энергией отсутствует, и это есть следствие соотношения неопределенностей

Известно, что спектральная плотность энергии описывает энергию сигнала на единицу ширины полосы и измеряется в Дж/Гц, а скорость поступления энергии - это мощность сигнала. Представляя спектральную плотность мощности (*PSD*) периодического сигнала $x(t)$ как последовательность взвешанных дельта – функций, можно сказать, что (*PSD*) периодического сигнала является дискретной функцией частоты [5].

Моделирование случайного сигнала.

Все полезные сигналы сообщений появляются случайным образом, т.е. приемник не знает заранее, какой из возможных символов сообщений будет передан. Кроме того, из-за различных электрических процессов возникают шумы, которые сопровождают информационные сигналы. Следовательно, нужен эффективный способ описания случайных сигналов.

Случайный процесс $X(t)$ можно отнести к периодическому сигналу, имеющую спектральную плотность мощности $G_x(f)$.

$$G_x(f) = \lim_{T \rightarrow \infty} \frac{1}{T} |X_T(f)|^2 \quad (2)$$

Функция $G_x(f)$, особенно полезна в системах связи, поскольку она описывает распределение мощности сигнала в диапазоне частот. Спектральная плотность позволяет оценить мощность сигнала, который будет передаваться через сеть с известными частотными характеристиками. С другой стороны, мощность – это скорость поступления энергии и сигнал является мощностным только, если он в любой момент времени имеет ненулевую конечную мощность ($0 < P_x < \infty$), где

$$P_x = \lim_{T \rightarrow \infty} \frac{1}{T} \int_{-\frac{T}{2}}^{\frac{T}{2}} x^2(t) dt \quad (3)$$

На основе теоремы Парсеваля для действительного периодического сигнала с использованием комплексного коэффициента $|C_n|$ [5], выражение (2) можем написать в виде

$$P_x = \frac{1}{T_0} \int_{-\frac{T_0}{2}}^{\frac{T_0}{2}} x^2(t) dt = \sum_{n=-\infty}^{\infty} |C_n|^2 \quad (4)$$

Откуда следует, что спектральная плотность мощности (*PSD*) периодического сигнала $x(t)$ является действительной, четной и неотрицательной функцией частоты и дает распределение мощности сигнала $x(t)$ по диапазону частот, т.е. можно написать как последовательности взвешанных дельта – функции,

$$G_x(f) = \sum_{n=-\infty}^{\infty} |C_n|^2 \delta(f - nf_0) \quad (5)$$

Если сформировать усеченную версию $x_T(t)$ непериодического мощностного сигнала $x(t)$, взяв для этого только его значения из интервала $\left(-\frac{T}{2}, \frac{T}{2}\right)$, то $x_T(t)$ будет иметь конечную энергию и соответствующий Фурье-образ $X_T(f)$. Далее спектральную плотность мощности непериодического сигнала $x(t)$, можно представить выражением (2).

Поскольку значение случайного процесса в каждый последующий момент времени неизвестно, функции распределения которого непрерывны, можно описать статистически через плотность вероятности, включающей среднее и автокорреляционную функцию. Итак,

определим среднее случайного процесса $X(t)$ как

$$E\{X(t_k)\} = \int_{-\infty}^{\infty} xp_{X_k}(x)dx = m_X(t_k), \quad (6)$$

где $X(t_k)$ – случайная переменная, полученная при рассмотрении случайного процесса в момент времени t_k , а $p_{X_k}(x)$ – плотность вероятности $X(t_k)$ (плотность по ансамблю событий в момент времени t_k) [5, 6].

Таким образом, можно предположить, что среднее случайного процесса $X(t_k)$, представляет распределение плотности вероятности в диапазонах появления символов и его можно написать в виде

$$X(t_k) = \lim_{T \rightarrow \infty} \frac{1}{T} \int_{-\frac{T}{2}}^{\frac{T}{2}} xp_{X_k}(x)dx \quad (7)$$

Если известно, что вероятность каждого символа X_j есть $P(X_j)$, то можно определить самоинформацию для каждого символа алфавита.

$$I(X_j) = -\log_2(p_j) \quad (8)$$

Средней самоинформацией для символов алфавита, называемой также энтропией источника, является величина

$$H(X) = -\sum_{j=1}^N p_j \log_2(p_j) \quad (9)$$

Энтропия источника - это средний объем неопределенности, которая может быть разрешена с использованием алфавита, а также она представляет среднее количество информации, которое должно быть отправлено через канал связи для разрешения этой неопределенности [7, 8].

Следует отметить, что это количество информации в битах на символ (в виде энергии битов на символ), ограниченным снизу нулем (минимальная энергия), если не существует неопределенности, и сверху $\log_2(N)$, если неопределенность максимальна [5, 6].

$$0 \leq H(X) \leq \log_2(N), \quad (10)$$

Таким образом, вышеприведенные обстоятельства говорит о том, что повышение производительности источника возможно не только за счет изменения энтропии, но и за счет снижения средней длительности формирования знака (символа). Кроме того, среднее количество информации, которое передается по каналу в единицу времени определяет скорость передачи информации по каналу.

$$I(V, U) = V_T J(V, U), \quad (11)$$

где $J(V, U)$ - среднее количество информации, V_T - техническая скорость [8,10].

Сжатие сигнала. Кодирование

Основной задачей системы связи является передача информации по каналу связи без потери. Это возможно при эффективном кодировании символов сообщений. На основании выражений (7), представляющее распределение плотности вероятности в диапазонах появления символов, следует определить вероятности появления символов в заданном интервале сообщений. Для чего в данной работе используется алгоритм сжатия без потери информации, основанный на статическом кодировании, где реализация возможно алгоритмом Хаффмана и арифметическим кодированием [1, 12].

Метод Хаффмана

Метод Хаффмана является простым и эффективным, однако, он порождает наилучшие коды переменной длины (коды, у которых средняя длина равна энтропии алфавита) только когда вероятности символов алфавита являются степенями числа 2, то есть равны 1/2, 1/4, 1/8 и т.п. Это связано с тем, что метод Хаффмана алфавита код с целым числом битов. Теория информации предсказывает, что при вероятности символа, скажем, 0.4, ему в идеале следует присвоить код длины 1.32 бита, поскольку $-\log_2 0.4^{1.32}$. А метод Хаффмана присвоит этому символу код длины 1 или 2 бита.

При построении эффективных кодов эффект достигается благодаря присвоению более коротких кодовых комбинации более вероятным знакам и более длинных – менее вероятным. Таким образом, эффект связан с различие в числе символов кодовых комбинации. Это приводит к трудностям декодирования. Чтобы обеспечить однозначное

декодирование необходимо эффективный код строить так, чтобы ни одна комбинация кода не совпадала с началом более длинной комбинации (префиксные коды). Декодеру необходимо иметь либо таблицу кодов, либо кодовое дерево. В обоих случаях передача вместе сжатым файлом дополнительных данных загружает канал, а декодер должен выделить необходимый объем памяти. Поэтому эффективнее вместе со сжатым файлом передавать только частоты символов алфавита [5, 6].

Арифметическое кодирование решает эту проблему путем присвоения кода всему, обычно, большому передаваемому файлу вместо кодирования отдельных символов. (Входным файлом может быть текст, изображение или данные любого вида.)

При арифметическом кодировании символы алфавита представляются численными значениями вероятностей. Каждому значению отводится свой интервал на шкале 0 – 1 (исключая 1). По мере кодирования текста интервал, отображающий значение символа, уменьшается, а количество битов для представления символа растет. Декодеру известен первоначальный интервал, что позволяет достоверно декодировать принятую кодовую последовательность. Выполнение операции над массивами дробных чисел снижает быстродействие, что является недостатком алгоритма.

В основу арифметического сжатия лежит идея представления кодируемого текста (последовательности) в виде дроби таким образом, чтобы текст был представлен как можно компактнее [1]. При использовании соответствующего кодирования источник может быть описан с помощью менее половины бита на символ, а не одного бита на символ, как в текущей форме – это все точки между 0 и 1, причем в суперпозиции. Это ведет к увеличению потоков данных в канале передачи, что отвечает требованию получателя – качеству, а с другой стороны возникает несогласованность характеристики канала, с качеством получаемой на выходе информации. Для практики важно вычислить, до какого предела можно повысить скорость передачи информации по каналу связи. Предельные возможности канала по передаче информации характеризуется его пропускной способностью C_D , которая выражается,

$$C_D = \max I(V, U) = V_T J(V, U) \quad (12)$$

При наличии помех соответствие между множествами символов на входе и выходе канала связи перестает быть однозначным. Среднее количество информации $J(V, U)$, передаваемое по каналу одним символом, определяется в этом случае как

$$J(U, V) = H(V) - H_u(V) = H(U) - H_u(V) \quad (13)$$

Если статистические связи между символами отсутствуют, энтропия сигнала на выходе линии связи равна

$$H(V) = - \sum_{j=1}^m P(V_j) \log P(V_j) \quad (14)$$

Считая скорость манипуляции V_T предельно допустимой, можно максимизировать скорость передачи, изменяя статистические свойства последовательности символов на входе канала связи. Получаемое при этом предельное значение C_D скорость передачи информации по каналу называют пропускной способностью дискретного канала с помехами $C_D = \max_{P(U)} V_T J(V, U)$, где $P(U)$ – множества возможных распределений вероятностей входных сигналов.

При наличии помех пропускная способность канала определяет наибольшее количество информации в единицу времени, которое может быть передано со сколь угодно малой вероятностью ошибки [7, 8].

Известно, что эффективное кодирование сообщений для передачи их по дискретному каналу без помех базируется на теореме Шеннона, что среднее число символов на знак сообщения I_{cp} будет сколь угодно близко к величине

$$\frac{H(a)}{\log(m)}, \quad (15)$$

но не менее ее.

В общем случае это возможно при кодировании сообщения длинными блоками.

Для случая отсутствия статистических взаимосвязи между знаками конструктивные используются конструктивные методы Шеннона - Фано (Код Шеннона- Фано). Но методы Шеннона - Фано не всегда приводит к однозначному варианту построения кода. Ведь при разбиении на подгруппы можно сделать более вероятной как верхнюю так и нижнюю подгруппы [8, 9].

Для примера рассмотрим построение такой дроби на интервале $[0,1]$, причем 0 – включая в интервал, а 1 – исключая. Разобьем интервал на подынтервалы с длинами, соответствующими вероятностям появления символов в тексте. Рассмотрим, как сжимается текст в соответствии с процедурами данного алгоритма, выбрав случайный отрывок текста: «ВОН ВОРОНА». Распишем вероятности появления каждого символа в тексте в порядке убывания и соответствующие символам поддиапазоны в виде таблицы 1.

Таблица 1

Символ	Частота	Вероятность	Диапазон
О	3	0.3	(0,0; 0.3)
В	2	0.2	(0,3; 0.5)
Н	2	0.2	(0,5; 0.7)
Р	1	0.1	(0,7; 0.8)
А	1	0.1	(0,8; 0.9)
«_»	1	0.1	(0,9; 1.0)

Используя исходную таблицу диапазонов, кодируем текст. Исходный рабочий интервал $[0,1]$

Символ «В» $(0,3; 0.5)$ получаем $(0,3000; 0,5000)$

Символ «О» $(0,0; 0.3)$ получаем $(0,3300; 0,3600)$

Символ «Н» $(0,5; 0.7)$ получаем $(0,3300; 0,3420)$

Символ «_» $(0,9; 1.0)$ получаем $(0,3408; 0,3420)$

(16)

Таким образом, окончательная длина интервала равна произведению вероятностей всех встретившихся символов, а его начала зависит от порядка следования символов в потоке.

Для простоты обсуждения считаем, что эта таблица известна и в кодере и декодере. Квантование заключается в уменьшении рабочего интервала. Для первого символа в качестве рабочего интервала берется $[0,1]$. Разобьем его на диапазоны в соответствии с частотами в таблице. В качестве следующего рабочего интервала берется диапазон, соответствующий текущему кодируемому символу. Его длина пропорциональна вероятности появления символа в потоке данных. Считываем следующий символ. В качестве исходного берем рабочий интервал, полученный на предыдущем шаге, и опять разбиваем его в соответствии с таблицей диапазонов. Длина рабочего интервала уменьшается пропорционально вероятности текущего символа, а точка начала сдвигается вправо пропорционально началу диапазона этого символа. Новый построенный диапазон берется в качестве рабочего и т.д.

В качестве примера рассмотрим последовательности слово «ВОН»

В этом примере четырем символам будут соответствовать подынтервалы (поддиапазоны - четвертый столбец таблицы 1.

Чтобы закодировать слово «ВОН», следует начинать с интервала $[0,1]$. Первый символ «В» сокращает интервал, отбросив от него 30% в начале и 10% в конце. Результатом будет интервал $[0.3,0.5)$. Вторым символом «О» сокращает интервал $[0.3,0.5)$ до интервала $[0.300; 0.3600)$. Третьим символом «Н» переводит его в $[0.3300,0.3420)$. Наконец, символ «_» отбрасывает от него 90% в начале, а конечную точку оставляет без изменения и при этом получается интервал $[0.3408;0.3420)$. Окончательным кодом нашего метода может служить любое число из этого промежутка, например - 0.341. Этого числа достаточно для восстановления исходной цепочки если известна исходная таблица диапазонов и длины цепочки.

(Заметим, что подынтервал $[0.300, 0.3600]$ получен из $[0.3, 0.5]$ с помощью следующих преобразований его концов:

$$0.3 + (0.5 - 0.3) \times 0.3 = 0.3600 \text{ и } 0.3 + (0.5 - 0.3) \times 0.5 = 0.3000. \quad (17)$$

Таким же способом получаем и интервал $[0.3300, 0.3420]$

На этом примере легко понять следующие шаги алгоритма арифметического кодирования:

1. Задать «текущий интервал» $[0,1]$.

2. Повторить следующие действия для каждого символа s входного файла.

2.1. Разделить текущий интервал на части пропорционально вероятностям каждого символа.

2.2. Выбрать подынтервал, соответствующий символу s , и назначить его новым текущим интервалом.

3. Когда весь входной файл будет обработан, выходом алгоритма объявляется любая точка, которая однозначно определяет текущий интервал (то есть, любая точка внутри этого интервала). В данном случае - $0,341$. После каждого обработанного символа текущий интервал становится все меньше, поэтому требуется все больше бит, чтобы выразить его, однако окончательным выходом алгоритма является единственное число, которое не является объединением индивидуальных кодов последовательности входных символов. Среднюю длину кода можно найти, разделив размер выхода (в битах) на размер входа (в символах). Отметим, что вероятности, которые использовались на шаге 2.1, могут каждый раз меняться, и это можно использовать в адаптивной вероятностной модели [1, 12].

Декодирование

Декодеру необходимо иметь либо таблицу кодов. Из таблицы кодирования (1) можно заметить, что каждый следующий интервал вложен в предыдущий, это говорит о том, что выбранная точка, число - $0,341$, соответствует первому символу «В» в цепочке, потому что только его диапазон включает данное число. В качестве интервала берется диапазон «В» - $[0.3, 0.5]$ и в нем находится диапазон включающий $0,341$. Перебирая всех возможных символов по приведенной таблице 1, находим, что только интервал $[0.300; 0.3600]$, соответствующий диапазону для «О», включает число $0,341$. Этот интервал выбирается в качестве следующего рабочего и т.д.

Реализация

Важно отметить, что, согласно постулатам квантовой механики, мы не можем измерить состояние квантового объекта, не разрушив это состояние. В момент измерения все взаимодействия теряют смысл (процесс кодирования и сжатия), а результат носит вероятностный характер. Бит классического компьютера может находиться лишь в двух состояниях: 0 и 1. Состояние квантового бита - это все точки между 0 и 1. На этом основан принцип квантового параллелизма – один из двух столпов квантовых вычислений. Квантовый компьютер (кубит) может обработать множества значений за один такт, так как параллельные вычисления заложены в самой природе квантового мира.

Сначала задаем состояния кубитов согласно вероятности и количеству символов а также частоту их появления. При правильном распределении кубитов и их состояний, можно за один такт вычислить все действия вышеприведенных пунктов и вычислить необходимое количества битов. При этом используя таблицу истинности логических функций, представим согласно выше приведенных пунктов, алгоритм определенной комбинации взаимодействия кубитов, обеспечивающие параллельные вычисления, а в качестве алгоритма оперирующем двоичными дробями используется частота квантовых пульсаций электрона, составляет около 1.24×10^{20} Гц [2,3].

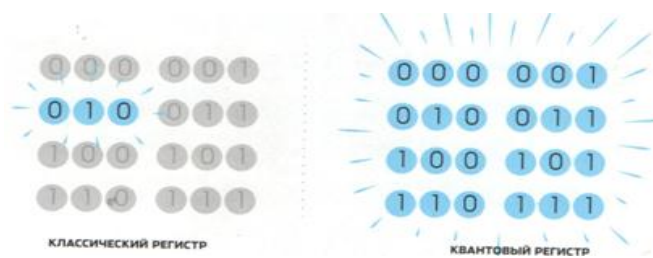


Рисунок1. Таблица слева показывают состояние регистра из трех классических битов, а таблица справа - состояние регистра из трех кубитов

В качестве управление тактом используется алгоритм (связующий электрон и соответствующий ему протон ядра), попеременно прерывающий их пульсации на электронной частоте, при этом производится циклический пространственный перебор энергии квантовых пульсаций характеризующий энергетического состояние сигнала [2,4].

Следует отметить, что квантовые вычисления по природе своей вероятностны. Тем не менее, точность можно повысить до приемлемых значений, совершенствуя алгоритмы и увеличивая количества измерений (количество битов информационных сообщений)

Описание случайных сигналов особенно полезна в системах связи, поскольку она описывает распределение мощности сигнала в диапазоне частот и восстановление сообщений из них важным является вопрос о распределении энергии сложного периодического сигнала $U(t)$ по его спектральным составляющим [7, 11]. Перепады уровня энергетического состояния происходят в случайные моменты времени и число перепадов уровня, происходящих за время наблюдения, является величиной с дискретным распределением вероятности [1, 5]. Поэтому в работе сначала описывается случайный процесс и энтропия сигналов (количество неопределенности). Вероятность случайных процессов, предоставляет возможность использования эффективных методов сжатия и алгоритмы преобразования данных при статическом кодировании в обработке аудио- и видеоинформации. Определение энтропии показывает, как вычислять вероятности строк символов алфавита, и предсказывает ее наилучшее сжатие, то есть, наименьшее, в среднем, число бит, необходимое для представления этой строки символов в различные моменты времени, зная, что эта функция для случайного процесса будет иметь разный вид. Например, случайный телеграфный сигнал, где для реализации, которого принимают значения +1 и -1, причем перепады уровня происходят в случайные моменты времени и число перепадов уровня, происходящих за время наблюдения, является величиной с дискретным распределением вероятности. А также для обработки сигнала, помогающие извлечь такие характеристики, как слуховой отклик (AER) и биспектральный коэффициент, и по ним оценить глубину анестетического состояния. ЭЭГ – это электрическая активность мозга, измеренная с помощью электродов, прикрепленных к голове, а слуховой отклик – это электрическая реакция мозга на внешний звуковой раздражитель. Сигналы AER незаменимы при определении момента перехода от бессознательного состояния в сознательное, но их сложно получить, поскольку они скрыты в сигналах ЭЭГ, которые в несколько раз превышают AER. Для их выявления часто пользуются усреднением сигналов отклика на эффективный слуховой раздражитель. Итак, сначала сигналы AER необходимо извлечь их из фона ЭЭГ, а затем определить по ним характеристики, представляющие медицинский интерес (пики, времена задержки и форму). Биспектральный коэффициент определяется путем спектрального анализа ЭЭГ высшего порядка. Он представляет собой количественную меру комплексных изменений и взаимосвязей между частотными компонентами ЭЭГ при различных уровнях сознания.

Список использованных источников

1. Сергеенко В.С, Баринов В.В. Сжатие данных, речи, звука и изображений в телекоммуникационных системах. Издательское предприятие РадиоСофт . Москва 2014. с.35 -85
2. Гришаев А.А. Масса, как мера собственной энергии квантовых осцилляторов. Институт

метрологии времени и пространства, ГП ВНИИФТРИ.141570 Московская обл., Менделеево 2012. с. 37-60

3. Гришаев А.А. Автономные превращения энергии квантовых пульсаторов – фундамент закона сохранения энергии. Государственный эталон времени-частоты, ФГУП “ВНИИФТРИ” 141570 Московская обл., Менделеево. 2013. с 67-92
4. Глушков Е, Шульга К. Лаборатория сверхпроводящих метаматериалов НИТУ «МИС и С. Ж-л. Популярная механика., М. №3. 2014 с.34-37.
5. Бернард Скляр. Цифровая связь. Теоретические основы и практическое применение. Москва, Санкт-Петербург, Киев.-2007с.800 - 826
6. Аифичер Э., Джервис Б. (Москва.Санкт-Петербург.Киев 2004) Цифровая обработка сигналов., Практический подход. С. 173-182
7. Дмитриев В.И. Прикладная теория информации. М.: Высшая школа, 1989. Стр.185, Игнатов В.А.Теория информации и передачи сигналов. М.: Радио и связь,1991
8. Костров Б.В. Основы цифровой передачи и кодирования информации – М.: « ТехБук», 2007. с.40 - 110
9. Лайонс Ричард. Цифровая обработка сигналов. Издательство Бином. Пер с англ. – М.: 000 Бином - Пресс», 2013. с. 156 ил
10. Конопелько В.К , Борискевич А.А, Цветков В.Ю.Многомерные технологии сжатия, защиты и коммутации изображений.Минск «Бестпринт».: -2008 с.7 – 20
11. Скотт Э. (Москва Физматлит 2007.400с) Нелинейная наука рождение и развитие когерентных структур. 57-60
12. Д. Сэлмон. Сжатие данных, изображений и звука Москва: Техносфера, 2004. - 368с. ISBN 5-94836-027-X

УДК 004.71

УСТАНОВКА КАЗАХСКИХ ШРИФТОВ ДЛЯ LCD I2C ДИСПЛЕЯ

Нұржанұлы Әділжан, Галым Нұрхат

nurkhad@mail.ru ; adilzhan_97c@mail.ru

Студенты ЕНУ им. Л.Н.Гумилева, Астана, Казахстан

Научный руководитель – Г. Толегенова

В ARDUINO имеются библиотеки для шрифтов языков. Встает вопрос, можно ли в ARDUINO обучить дисплеи писать казахскими буквами. Для реализации проекта сперва нам необходимо установить библиотеки с поддержкой русских букв, т. к. библиотеки с поддержкой казахских букв отсутствуют. Для нашего случая используем библиотеку LCD_I2C. Для удобства подключения дисплея используем макетную плату. LCD дисплей подключаем к ARDUINO следующим образом:

Таблица 1

Таблица подключения OLED дисплея к ARDUINO

№	Arduino Uno	Экран 0.96 128X64 LCD
1	3.3V	VCC
2	GND	GND
3	Pin 9	SCL
4	Pin 8	SDA

Для подсветки нашего дисплея нам нельзя использовать +5В, так как это очень много для светодиода, установленного в данном модуле. Будем использовать резистор 1кОм. Для настройки яркости подсветки можно подобрать другой номинал.