УДК: 20.53.19, 28.23.13

Е. Г. Воробьев
Санкт-Петербургский государственный электротехнический университет «ЛЭТИ» им. В. И. Ульянова (Ленина)

Методы сжатия информации на основе обратимых вычислений

Представлен метод сжатия информации на основе обратимых вычислений. Реализация данного метода создает условный мост между классическими вычислительными технологиями и квантовой теорией информации. Показана возможность реализации сжатия информации без потерь и отсутствие типовых ограничений на формат представления информации.

Обратимые вычисления, вычислительные методы, квантовая теория информации

В настоящее время развитие квантовых технологий и их применение для создания вычислительных систем позволило по-новому взглянуть на традиционные подходы к оптимизации устройств хранения, обработки и передачи информации.

Одним из традиционно применяемых методов является сжатие информации. К сожалению, как показано в работе автора [1], ограничения обычных методов сжатия не позволяют получить такой объем остаточной информации, чтобы он определялся оператором системы, а не диктовался коэффициентом сжатия применяемого метода. Особенно странно указание в различных работах, посвященных проблемам сжатия информации, на формат представления информации как на основание для применения методов сжатия с потерями и получение совершенно разных «наиболее оптимальных» методов сжатия для каждого типа информации.

В работе [1] было показано, что все это диктуется недостатками подхода, предложенного К. Шенноном в 1947 г. для собственного метода сжатия, и увлечением дальнейшими исследователями и разработчиками прикладным уровнем представления информации.

Тем не менее, единственно правильный подход – это представление информации на уровне машинных кодов, когда понятие форматов информации просто не существует, а есть только математические операции с длинными двоичными числами.

Вкратце повторим выводы работы [1]:

1. Суть сжатия информации состоит в *уменьшении количества значащих разрядов* в двоичном числе. При этом остальные нули отбрасываются с условием (для обратимости операций сжатия) запоминания номера последнего отличного от нуля бита. Эта задача сугубо математическая и никакого отношения к теории информации и ее прикладной части не имеет.

2. Существует 2 подхода к реализации обратимости операции сжатия – на основе простейших математических операций, т. е. преимущественно вычитания и сложения, но с запоминанием больших объемов служебной информации, и на основе квантовых обратимых вычислений.

3. Современная реализация данных подходов неэффективна по причине неправильной интерпретации представления информации бинарными кодами и неумения работать с двоичными числами большой длины. Кстати, во всех языках программирования высокого уровня присутствует ограничение на возможность работы с файлами большого объема именно в бинарном (binary) виде. Похоже, что кому-то было выгодно ограничить возможности исследователей в этой области.

Для решения задачи сжатия информации на основе обратимых операций рассмотрим геометрическое решение задачи обратимого преобразования информации из длинного в короткий вид, которое возможно на основе симметричных отображений в двоичных полях, а также с помощью квантовых алгоритмов, опирающихся на квантовые методы поиска и, в частности, итерацию Гровера.

Современная реализация квантового сжатия и квантового поиска. Пространство состояний любой вычислительной системы есть пространство кодовых слов, размещаемых в памяти ЭВМ как в едином адресуемом пространстве [2].

Следовательно, операция сжатия есть переход из одного числа (состояния системы) в другое (другое состояние системы). Главным является то, что для квантовых систем состояние системы никак не связано с конкретными числами до тех пор, пока этого не сделает оператор, что позволяет говорить об универсальности технологий на основе квантовой теории информации.

Задача о сжатии информации эквивалентна задаче о кодировании информации для передачи по каналу без шума. Теорема Шеннона о кодировании для канала без шума определяет, для каких значений скорости передачи R существует надежная схема сжатия, обнаруживая замечательную интерпретацию энтропии $H(X)$ как минимального количества физических ресурсов, необходимого и достаточного для надежного хранения данных, создаваемых источником.

Принципиальной особенностью квантовой теории информации является то, что квантовые состояния рассматриваются как информация и изучаются с теоретико-информационной точки зрения.

Будем использовать определение квантового источника информации, основанное на том, что необходимо сжимать и развертывать запутанные состояния. Более формально квантовый источник (стационарный) будет описываться гильбертовым пространством H и матрицей плотности ρ в этом пространстве. Предполагаем, что ρ – состояние системы, являющейся частью большей системы, которая находится в чистом состоянии. Схема сжатия в $1/R$ раз для данного источника состоит из двух семейств квантовых преобразований C^n и D^n, аналогичных операциям сжатия и развертывания, используемым в классическом случае (C^n – преобразование сжатия, переводящее состояния из $H^{\otimes n}$ в состояния 2^{nR}-мерного пространства, сжатого пространства, которое можно представить nR кубитами; D^n – преобразование развертывания, которое переводит состояния сжатого пространства в состояния исходного пространства состояний). Таким образом, комбинированное преобразование «сжатие-развертывание» – это $D^n \circ C^n$. Критерием надежности является то, что в пределе больших n точность воспроизведения запутанности $F(\rho^{\otimes n}, D^n \circ C^n)$ должна стремиться к единице. Основная идея квантового сжатия данных проиллюстрирована на рис. 1.

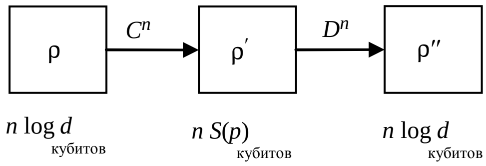

Рис. 1

Преобразование сжатия C^n, сжимая квантовый источник ρ, переводит $n \log d$ кубитов в $nS(\rho)$ кубитов. Состояние источника корректно восстанавливается с помощью преобразования развертывания D^n.

Используя теорему о типичном подпространстве, Б. Шумахер доказал квантовый аналог теоремы Шеннона о кодировании для канала без шума. Она звучит следующим образом. Пусть $\{H, \rho\}$ – стационарный квантовый источник. Если $R > S(\rho)$, то существует надежная схема сжатия в $1/R$ раз для источника $\{H, \rho\}$. Если $R < S(\rho)$, то любая такая схема сжатия ненадежна.

Реализация сжатия Шумахера такова. Рассмотрим стационарный квантовый источник, который характеризуется матрицей плотности кубита

$$\rho = \frac{1}{4}\begin{bmatrix} 3 & 1 \\ 1 & 1 \end{bmatrix}.$$

Он может быть, например, малой частью большой запутанной системы. Другой подход к рассмотрению данного источника состоит в следующем. Источник создает состояние $|\psi_0\rangle = |0\rangle$ или $|\psi_1\rangle = (|0\rangle + |1\rangle)/\sqrt{2}$ с одинаковыми вероятностями, равными 0.5. Матрицу плотности ρ можно привести к диагональному виду $\rho|\bar{0}\rangle\langle\bar{0}| + (1-\rho)|\bar{1}\rangle\langle\bar{1}|$, где $|\bar{0}\rangle = \cos\frac{\pi}{8}|0\rangle + \sin\frac{\pi}{8}|1\rangle$, $|\bar{1}\rangle = \sin\frac{\pi}{8}|0\rangle + \cos\frac{\pi}{8}|1\rangle$ и $\rho = [3 + \mathrm{tg}\,(\pi/8)]/4$.

В этом базисе блок из n кубитов может быть записан как состояние

$$\sum_{X \in \{\overline{00}\ldots\bar{0}, \bar{0}\ldots\bar{0}\bar{1}, \bar{1}\bar{1}\ldots\bar{1}\}} C_X |X\rangle.$$

Из теоремы Шумахера [3] следует, что нужно передавать только те $|X\rangle$, для которых вес Хэмминга приблизительно равен $n\rho$ (т. е. базис для типичного подпространства), чтобы можно было воспроизвести начальное состояние с большой точностью. Это легко понять, поскольку $\left|\left\langle\bar{0}\middle|\psi_k\right\rangle\right| = \cos(\pi/8)$ (для k = {0,1}) намного больше, чем $\left|\left\langle\bar{1}\middle|\psi_k\right\rangle\right| = \sin(\pi/8)$, и для X с большим весом Хэмминга коэффициенты C_X очень малы.

Одним из приближенных способов реализации является следующий. Предположим, что имеется квантовая схема U_n, которая переставляет базисные состояния $|X\rangle$, упорядочивая их в соответствии с весом Хэмминга. Например, для n = 4 это выглядит так:

0000 → 0000	1000 → 0100	1001 → 1000	1011 → 1100
0001 → 0001	0011 → 0101	1010 → 1001	1101 → 1101
0010 → 0010	0101 → 0110	1100 → 1010	1110 → 1110
0100 → 0011	0110 → 0111	0111 → 1011	1111 → 1111

Такое преобразование, которое можно осуществить, используя только CNOT и элементы Тоффоли, обратимо упаковывает типичное подпространство в последние (младшие) ~ $nH(\rho)$ кубитов. Чтобы завершить схему, необходим также квантовый элемент V, который преобразует состояния $|0\rangle$, $|1\rangle$ отдельного кубита в $|\bar{0}\rangle$, $|\bar{1}\rangle$. Тогда схемой сжатия будет $C^n = (V^\dagger)^{\otimes n} U_n V^{\otimes n}$, и необходимо послать только младшие $nH(\rho)$ кубитов с выхода C^n, чтобы с большой точностью восстановить последовательность состояний из источника, применяя схему, обратную к данной схеме.

Более эффективная схема кодирования упаковала бы только состояния с весом Хэмминга ~ $n\rho$ в младшие $nH(\rho)$ кубитов пространства; это можно сделать, используя, например, квантовую версию арифметического кодирования.

Предположим, что вместо определения квантового источника на основе матрицы плотности ρ и точности воспроизведения запутанности принято определение (стационарного) квантового источника как ансамбля $\left\{\rho_j, \left|\psi_j\right\rangle\right\}$ квантовых состояний и что последовательные обращения к данному источнику независимы; источник выдает состояние $\left|\psi_j\right\rangle$ с вероятностью ρ_j. В этом случае говорят, что схема «сжатие-развертывание» (C^n, D^n) надежна, если средняя по ансамблю степень совпадения приближается к 1 при $n \to \infty$:

$$\bar{F} \equiv \sum_J p_{j_1} \ldots p_{j_n} F\left(\rho_J, \left(D^n \circ C^n\right)\left(\rho_J\right)\right)^2,$$

где $J = (j_1, ..., j_n)$ и $\rho_J \equiv \left|\psi_{j_1}\right\rangle\left\langle\psi_{j_1}\right| \otimes \ldots \otimes \left|\psi_{j_n}\right\rangle \times \left\langle\psi_{j_n}\right|$. Пусть $\rho_J \equiv \left|\psi_{j_1}\right\rangle\left\langle\psi_{j_1}\right| \otimes \ldots \otimes \left|\psi_{j_n}\right\rangle\left\langle\psi_{j_n}\right|$. При таком определении степени совпадения существует надежная схема сжатия при скорости передачи R, если $R > S(\rho)$.

Как видно из предыдущего описания, схема квантового сжатия повторяет подходы, характерные для типовых методов классического сжатия по Шеннону. Кроме того, последние (младшие) ~$nH(\rho)$ кубитов, которые необходимо хранить в качестве остаточной информации, никак не определены в количественном отношении. Это связано с тем, что энтропийные подходы не дают точных количественных оценок без предварительного анализа источника информации, а точнее, создания его модели избыточности.

Как уже указывалось, на самом деле для квантовой машины важно зафиксировать две точки в некоем пространстве – начала и конца операции. В данном случае это будет содержимое памяти ЭВМ до сжатия и после сжатия.

Рассмотрим реализацию обратимого перехода. Для этого возьмем алгоритм квантового поиска, который позволяет найти нужный элемент в пространстве размерностью N.

Вместо того чтобы искать непосредственно среди элементов, сосредоточимся на их номерах, т. е. числах в диапазоне от 0 до (N – 1). Как было показано в [4], номер элемента и есть сама информация в виде двоичной записи. Для удобства будем считать, что $N = 2^n$, поэтому номер можно хранить в ячейке из n бит, и что задача поиска имеет ровно M решений, где $1 \le M \le N$. Задачу поиска удобно представлять функцией f, аргументом которой является целое число x в диапазоне от 0 до (N – 1). По определению, $f(x) = 1$, если x является решением задачи поиска, и $f(x) = 0$ в противном случае.

Будем считать, что имеется квантовый оракул – черный ящик, который может распознавать решения задачи поиска. Сигнал распознавания подается с помощью кубита оракула. Точнее, оракул представляет собой унитарный оператор O, определенный действием на вычислительный базис следующим образом:

$$|x\rangle|q\rangle \xrightarrow{O} |x\rangle|q \oplus f(x)\rangle,$$

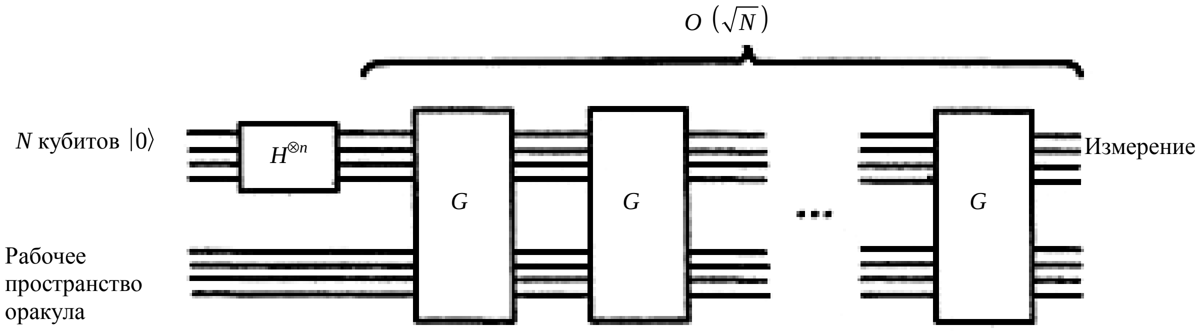

Рис. 2

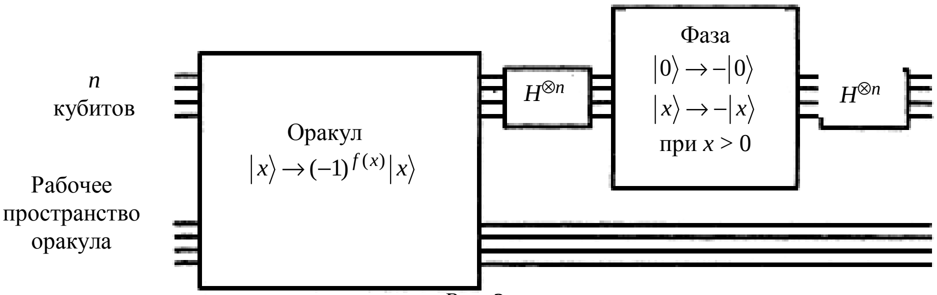

Рис. 3

где $|x\rangle$ – индексный регистр, символом «⊕» обозначено сложение по модулю 2, а кубит оракула $|q\rangle$ меняет значение, если $f(x) = 1$, и сохраняет его в противном случае. Можно проверить, является ли x решением данной задачи поиска, приготовив состояние $|x\rangle|0\rangle$, подействовав на него оракулом и проверив, перешел ли кубит оракула в состояние $|1\rangle$. Будем говорить, что оракул помечает решения задачи поиска, если он сдвигает фазу этих решений. Оказывается, для получения ответа в задаче поиска из N элементов с M решениями на квантовом компьютере необходимо применить оракул $O(\sqrt{N / M})$ раз.

Создается впечатление, что оракул заранее знает ответ в задаче поиска; тогда непонятно, какой смысл в квантовом алгоритме поиска, основанном на сведениях, полученных от такого оракула. Ответ прост: существует разница между нахождением решения задачи поиска и способностью распознать его; ключевой момент заключается в том, что бывают ситуации, в которых для распознавания решения не обязательно уметь его находить.

Схема действия алгоритма поиска показана на рис. 2. Алгоритм надлежащим образом использует одиночный n-кубитовый регистр. Цель алгоритма – найти решение задачи поиска с минимально возможным числом обращений к оракулу.

В начале алгоритма компьютер находится в состоянии $|0\rangle^{\otimes n}$. С помощью преобразования Адамара компьютер переводится в состояние

$$|\psi\rangle = \frac{1}{N^{1/2}} \sum_{x=0}^{N-1} |x\rangle.$$

Дальше в квантовом алгоритме поиска последовательно применяется квантовая подпрограмма, называемая итерацией (или оператором) Гровера (будем обозначать ее буквой «G»). Итерация Гровера, квантовая схема которой изображена на рис. 3, может быть разбита на 4 шага:

1) применение оракула O;

2) применение преобразования Адамара $H^{\otimes n}$;

3) применение к регистру условного сдвига фазы – каждое состояние вычислительного базиса, за исключением $|0\rangle$, приобретает фазовый сдвиг –1: $|x\rangle \to -(-1)^{\delta_{x0}}|x\rangle$;

4) применение преобразования Адамара $H^{\otimes n}$.

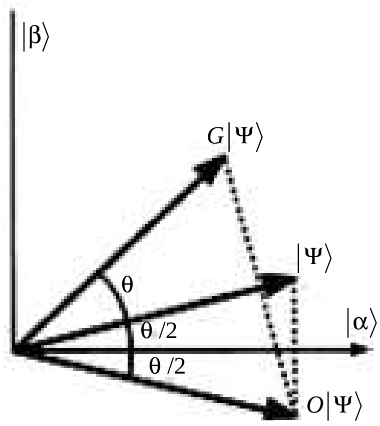

Рис. 4

Заметим, что объединение шагов 2–4 записывается следующим образом:

$$H^{\otimes n}\left(2|0\rangle\langle 0|-I\right)H^{\otimes n}=2|\psi\rangle\langle\psi|-I,$$

где $|\psi\rangle$ – суперпозиция взятых с равными весами состояний. Таким образом, итерация Гровера G может быть записана в виде $G=(2|\psi\rangle\langle\psi|-I)O$. Применение операции $(2|\psi\rangle\langle\psi|-I)$ к состоянию $\sum_k \alpha_k|k\rangle$ дает результат $\sum_k[\alpha_k+2\langle\alpha\rangle]|k\rangle$, где $\langle\alpha\rangle\equiv\sum_k\alpha_k/N$ – среднее значение α. Поэтому операцию $(2|\psi\rangle\langle\psi|-I)$ иногда называют инверсией относительно среднего. Покажем, что итерацию Гровера можно рассматривать как поворот в двумерном пространстве, порождаемом начальным вектором $|\psi\rangle$ и состоянием, являющимся суперпозицией решений задачи поиска с равными весами.

Введем обозначения $\sum_x'$ для суммы по всем x, которые представляют собой решения задачи поиска, и $\sum_x''$ для суммы по всем x, которые не являются решениями задачи поиска. Определим нормированные состояния следующим образом:

$$|\alpha\rangle\equiv\frac{1}{\sqrt{N-M}}\sum_x''|x\rangle,\;\; |\beta\rangle\equiv\frac{1}{\sqrt{M}}\sum_x'|x\rangle.$$

Простые алгебраические вычисления показывают, что начальное состояние можно переписать в виде $|\psi\rangle\equiv\sqrt{\frac{N-M}{N}}|\alpha\rangle+\sqrt{\frac{M}{N}}|\beta\rangle$, т. е. начальное состояние квантового компьютера лежит в пространстве, порожденном векторами $|\alpha\rangle$ и $|\beta\rangle$.

Действие оператора G можно представить себе следующим образом. Оракул O производит отражение относительно вектора $|\alpha\rangle$ в плоскости, задаваемой векторами $|\alpha\rangle$ и $|\beta\rangle$. Это означает, что $O(a|\alpha\rangle+b|\beta\rangle)=a|\alpha\rangle-b|\beta\rangle$. Аналогично, оператор $\left(2|\psi\rangle\langle\psi|-I\right)$ также производит отражение в плоскости, задаваемой векторами $|\alpha\rangle$ и $|\beta\rangle$, относительно вектора $|\psi\rangle$. А композиция двух отражений представляет собой поворот. Таким образом, для любого k состояние $G^k|\psi\rangle$ остается в пространстве, натянутом на векторы $|\alpha\rangle$ и $|\beta\rangle$.

Отсюда можно получить угол поворота. Пусть $\cos(\theta/2)=\sqrt{(N-M)/N}$, так что $|\psi\rangle=\cos(\theta/2)|\alpha\rangle+\sin(\theta/2)|\beta\rangle$. Как показано на рис. 4, после выполнения двух отражений, композиция которых равна повороту G, вектор $|\psi\rangle$ переходит в $G|\psi\rangle=\cos(3\theta/2)|\alpha\rangle+\sin(3\theta/2)|\beta\rangle$, так что угол поворота действительно равен θ. Ясно, что после k-кратного применения оператора G состояние $|\psi\rangle$ переходит в следующее:

$$G^k|\psi\rangle=\cos((2k+1)\theta/2)|\alpha\rangle+$$
$$+\sin((2k+1)\theta/2)|\beta\rangle.$$

Таким образом, можно сказать, что G представляет собой поворот на угол θ в двумерном пространстве, натянутом на векторы $|\alpha\rangle$ и $|\beta\rangle$. Повторное применение итерации Гровера поворачивает вектор состояния еще ближе к вектору $|\beta\rangle$. Когда вектор $G^k|\psi\rangle$ будет достаточно близок к вектору $|\beta\rangle$, измерение в вычислительном базисе даст с высокой вероятностью одно из слагаемых, образующих вектор $|\beta\rangle$, т. е. решение задачи поиска. В базисе, состоящем из векторов $|\alpha\rangle$ и $|\beta\rangle$, итерацию Гровера можно записать следующим образом:

$$G=\begin{bmatrix}\cos\theta & -\sin\theta\\ \sin\theta & \cos\theta\end{bmatrix},$$

где θ – действительное число в диапазоне от 0 до π/2, выбранное таким образом, что

$$\sin\theta=\frac{2\sqrt{M(N-M)}}{N}.$$

Реализация оптимального сжатия для двоичного поля произвольной размерности. Исследование внутренней структуры двоичных полей [4] позволило предложить алгоритм оптимального сжатия, основанный на положениях квантовой теории информации, в частности, осуществить обратимую операцию, реализующую «отражение относительно среднего» итерации Гровера для классических компьютеров.

Проблема заключается в том, что все промежуточные этапы операции требуют для своей реализации помещения в память и (в большинстве случаев) запоминания чисел, сравнимых по длине с основной записью источника.

Схема сжатия отображает последовательности $x = (x_i, ..., x_n)$ в битовые строки длины nR, которые обозначим как $C^n(x) = C^n(x_i, ..., x_n)$. Соответствующая схема развертывания отображает nR сжатых бит обратно в строку из n букв алфавита $D^n(C^n(x))$.

Запись информации источника $x = (x_i, ..., x_n)$ существует в виде физической записи в памяти ЭВМ. После сжатия данный ресурс освобождается. Задача сжатия имеет ровно M решений, где $1 \le M \le L$ (L – допустимый (по разрядности) объем сжатой информации, заданный оператором). Это дает верхнюю границу оценки для оракула. Как и в классическом сжатии, полученное двоичное число не имеет смыслового значения и используется только как число в математической операции.

Тогда результат сжатия выглядит следующим образом:

$$C^n(x) = P - (N - P) = 2P - N \le L,$$

где P – число, являющееся осью симметричного отображения; N – сжимаемое число.

В существующих методах сжатия остаток после сжатия и необходимая служебная информация, возникающая в ходе сжатия, как правило, учитываются вместе, откуда и возник термин «несжимаемая информация».

Покажем, что математическая операция симметричного отображения позволяет сжимать информацию источника до нуля.

Пример. Пусть сжатию подлежит число источника $N = 346\,986\,246$ (в десятичном виде для удобства восприятия). Сделаем предположение об оси отображения. Если целью является получение минимального по разрядности числа, естественная нижняя граница – число 0. Важно, что оно не меняет своего значения при любой разрядности отображения. Напомним, что учету в данном методе подлежат только значащие разряды, т. е. от младшего до последнего, заполненного единицей разряда.

Таким образом, естественной осью отображения P является число $N/2 = 173\,493\,123$. Тогда

$$C^n(x) = 2 \cdot 173\,493\,123 - 346\,986\,246 = 0.$$

Таким образом, *информация источника сжимается до нуля всегда, когда число делится на два*. Как известно, любое нечетное число можно сделать четным просто добавив единицу.

Остается решить вопрос со служебной информацией данного метода. Оказывается, что число P необходимо запоминать отдельно, а это требует почти таких же ресурсов, что и исходное число.

Для решения задачи хранения чисел-осей отображения в работе автора [4] было предложено использовать генерацию псевдорегулярных чисел (ПРЧ), которые делят двоичное поле $N = 2^n$ на области. Каждое такое число и есть ось симметрии. Характерным примером ПРЧ является любое число $N = 2^n - 1$ (все единицы).

В результате применения ПРЧ в качестве числа P, за исключением случая $P = N/2$, всегда возникает остаточная информация, которая сравнивается оракулом с верхней границей L.

На основании вышеизложенного, для образования битовой строки длиной nR в ходе операции сжатия $C^n(x)$ для реализации обратимого симметричного отображения предлагается следующий алгоритм:

1. Фиксация длины исходной записи n_N.
2. Определение оператором объема резервного носителя L.
3. Поиск оптимальной оси симметричного отображения (число с псевдорегулярной структурой – P_i) методом выбора ближайшего к $N_i/2$ [1].
4. Расчет остатка $C^n(x)_i$ (этапа сжатия) по формуле $C^n(x) = 2P - N$.
5. Запись *номера* выбранного типа ПРЧ P и его длины n_P.
6. Запись *длины* остатка для этапа сжатия nR_i.
7. Проверка оракулом O строки кода nR с целью проверки условия окончания $C^n(x) \le L$.
8. Если условие выполнено, фиксация сжатой информации $C^n(x)$, иначе возврат к п. 3.
9. Стоп.

В работе [4] предложено считать псевдорегулярным числом такое, для которого количество операций генератора не превышает основания кода. Для двоичной информации двумя базовыми операциями может служить инверсия или использование того же самого числа до указанного разряда. Были выделены основные 10 типов для двоичного кода. На самом деле в десятичном виде такой псевдорегулярной структурой обладают числа типа «все семерки» и т. д.

Оценим объем служебной информации, получаемой в результате работы метода для $V_{исх}$ = = 1 Тбайт и L = 2 Гбайт для двоичного поля (таблица).

Начало	1-й этап сжатия			2-й этап сжатия			…	Конец
n_N	Номер типа P_1	n_{P1}	nR_1	Номер типа P_2	N_{P2}	nR_2	…	$C^n(x)$
64 бит	64 бит	64 бит	64 бит	64 бит	64 бит	64 бит	…	Не более 2 Гбайт

Из таблицы видно, что для данного примера сжатия информации до нуля при условии, что осью отображения является ПРЧ, объем служебной информации составит 24 байт при объеме исходной информации 1 Тбайт, независимо от ее содержания и форматов представления (так как потребуется только один этап сжатия).

Следует обратить внимание, что в заданную оператором границу L должна помещаться вся служебная информация, включая остаток от сжатия полезной информации источника.

Выводы:

1. Создание современных информационных систем, реализующих единое информационное пространство, должно опираться на современные математические методы сжатия, являющиеся универсальными для любого формата представления информации и не допускающие потерь.

2. Подходы, предложенные в методах квантового сжатия и квантового поиска, могут быть реализованы в классической вычислительной технике для обеспечения оптимального сжатия информации произвольного объема.

3. Перспективным является применение в этих целях квантовых компьютерных технологий.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Воробьев Е. Г. Сжатие двоичных кодов на основе традиционных методов и использования псевдорегулярных чисел // Изв. СПбГЭТУ «ЛЭТИ». 2015. № 5. С. 46–52.

2. Воробьев Е. Г. Использование фрактальной структуры полей, образованных кодами с различными основаниями, для решения задачи создания единого информационного пространства // Изв. СПбГЭТУ «ЛЭТИ». 2015. № 3. С. 11–16.

3. Нильсен М.,Чанг. И. Квантовые вычисления и квантовая информация. М.: Мир, 2006. 823 с.

4. Воробьев Е. Г., Цехановский В. В. Псевдорегулярные числа в двоичных полях // Изв. СПбГЭТУ «ЛЭТИ». 2014. № 2. С. 18–22.

E. G. Vorobiev

Saint-Petersburg state electrotechnical university «LETI»

METHODS OF COMPRESSION OF INFORMATION ON THE BASIS OF REVERSIBLE CALCULATIONS

The method of compression of information on the basis of reversible calculations is presented in this article. Realization of this method creates the bridge between classical computing technologies and the quantum theory of information. Possibility of realization of compression of information without loss and lack of standard restrictions on a format of submission of information is shown.

Reversible calculations, computing methods, quantum theory of information