

УДК 621.391.037

А.А. Гладких, Р.В. Климов, И.А. Сорокин

МЕТОДЫ СНИЖЕНИЯ ВНУТРИСЕТЕВОЙ НАГРУЗКИ В РАСПРЕДЕЛЕННЫХ СИСТЕМАХ ХРАНЕНИЯ ДАННЫХ

Гладких Анатолий Афанасьевич, кандидат технических наук, окончил Военную академию связи им. С.М. Буденного, адъюнктуру ВАС. Профессор кафедры «Телекоммуникации» Ульяновского государственного технического университета. Имеет монографию, учебные пособия, статьи и патенты РФ в области помехоустойчивого кодирования и защиты информации. [e-mail: a.gladkikh@ulstu.ru].

Климов Роман Владимирович, окончил Ульяновский государственный технический университет, аспирант УлГТУ. Государственный судебный эксперт. Имеет статьи и патент РФ в области помехоустойчивого кодирования. [e-mail: klimov_exp@mail.ru].

Сорокин Иван Александрович, кандидат технических наук, окончил Нижегородский государственный инженерно-экономический институт. Доцент кафедры «Инфокоммуникационные технологии и системы связи» Нижегородского государственного инженерно-экономического университета. Имеет статьи в области инфокоммуникаций. [e-mail: ivansorokin@bk.ru].

Аннотация

Постоянный рост объемов генерируемой и обрабатываемой информации и переход от классических способов представления и обработки данных к концепции Больших данных связаны с необходимостью долгосрочного хранения больших и сверхбольших объемов информации. В современных распределенных системах хранения данных широкое распространение нашел подход репликации данных, обладающий рядом достоинств. Однако применение данного подхода требует большого числа хранилищ, общий объем памяти которых должен быть пропорционально больше объемов данных. В данной работе рассматриваются альтернативные подходы к организации хранения данных, основанные на использовании помехоустойчивых кодов, позволяющие снизить расходы на содержание оборудования при сохранении сопоставимого уровня надежности. Дан обзор построения локально-декодируемых кодов [1], позволяющих проводить восстановление отдельных узлов системы с привлечением ограниченного числа оставшихся узлов, что снижает нагрузку на сеть передачи данных. Также представлен аппарат регенерационных кодов [2], позволяющих снизить нагрузку на сеть при приближении избыточности системы к максимальной длине решения (МДР-код).

Ключевые слова: распределенные системы хранения данных, регенерационное кодирование, локально-декодируемые коды.

METHODS OF REDUCING INTRANETWORK LOAD IN DISTRIBUTED STORAGE DATA SYSTEMS

Anatolii Afanasievich Gladkikh, Candidate of Engineering; graduated from S.M. Budyonny Military Communication Academy, finished his post-graduate studies of the same Academy; Professor at the Department of Telecommunications

of Ulyanovsk State Technical University; an author of a monograph, text-books, research papers and patents in the field of noiseless coding and information security. e-mail: a.gladkikh@ulstu.ru.

Roman Vladimirovich Klimov, Post-Graduate Student at Ulyanovsk State Technical University; graduated from Ulyanovsk State University; a state forensic expert, an author of articles and a patent holder in the field of noiseless coding. e-mail: klimov_exp@mail.ru.

Ivan Aleksandrovich Sorokin, Candidate of Engineering; graduated from Nizhny Novgorod State Institute of Engineering and Economics, Associate Professor at the Department of Information and Communication Technologies and Communication Systems of Nizhny Novgorod State University of Engineering and Economics; an author of articles in the field of information communications. e-mail: ivansorokin@bk.ru.

Abstract

The constant growth in the volumes of generated and processed information and the transition from classical ways of representing and processing data to the concept of Big data is linked with the need for long-term storage of large and very large volumes of information. In modern distributed data storage systems it is a widely accepted approach for data replication, which has a number of advantages. However, the use of this approach requires a large number of repositories, the total memory of which must be proportionally greater than amounts of data stored. This paper examines alternative approaches to data warehousing based on the use of error-correcting codes that allow reducing the costs of the equipment while maintaining a comparable level of reliability. The article discusses the concept of constructing locally decodable codes that allow reconstructing of system individual nodes, involving a limited number of remaining nodes which reduces the load on the data network. It is also presented the apparatus of regenerative codes, which allow to reduce the load on the network, so that the redundancy of system is approaching MDS-codes.

Keywords: distributed storage data system, regenerative coding, locally decoded codes.

ВВЕДЕНИЕ

Широкое применение во многих предметных областях информационно-управляющих комплексов (ИУК) реально-го времени, а также систем поточной обработки данных обуславливает повышенный интерес к решению задач автоматизации процессов управления, позволяющей привести длительность цикла управления ИУК к современным требованиям. Это объективно приводит к генерации больших динамически изменяющихся и постоянно растущих объемов структурированной и неструктурированной информации. Реализация методов обработки подобных данных сталкивается с рядом технических сложностей, в особенности с проблемой организации хранения неструктурированной информации, для которой традиционные методы хранения малоэффективны. Проблема хранения данных и их эффективного восстановления становится актуальной для ИУК, элементы которых в соответствии с целевыми функциями конфликтующих сторон могут подвергаться преднамеренному выводу из строя или уничтожению.

МЕХАНИЗМ ФРАГМЕНТАРНОГО ХРАНЕНИЯ ДАННЫХ

Технологические процессы организации поиска, передачи, хранения и обработки информации подразумевают фрагментацию данных, то есть разделение первоначального информационного массива размера M на k фрагментов размера M/k . Эта необходимость обусловлена, во-первых, ограниченностью объемов памяти буферов процессоров и оперативной памяти устройств обработки данных и, во-вторых, технической реализацией поиска и навигации в устройствах с произвольным доступом

к информации, применяемой в современных накопителях на жестких магнитных дисках и в твердотельных накопителях.

Кроме того, фрагментация является неотъемлемой частью концепции распределенного хранения данных, подразумевающей разделение массива на фрагменты и распределение их между узлами-хранилищами, разнесенными как в сети, так и географически.

В упрощенном случае любые формы фрагментированного хранения информации могут быть представлены в виде ациклического графа, состоящего из трех типов узлов (узла-источника, узлов-хранилищ, и узла-коллектора). Структурная схема хранилища данных представлена на рисунке 1.

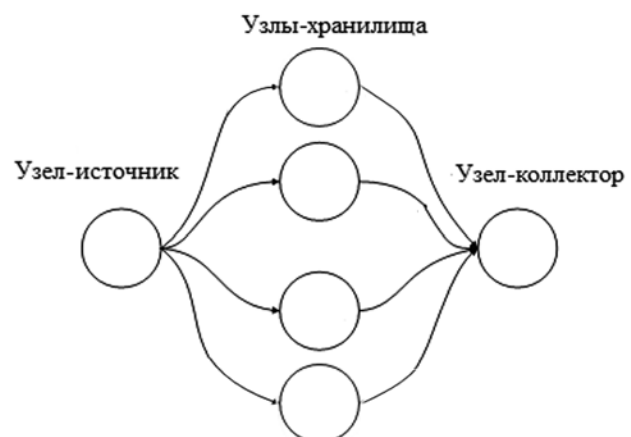


Рис. 1. Упрощенная структурная схема хранилища данных

ОШИБКИ, ВОЗНИКАЮЩИЕ В ХОДЕ ДОЛГОСРОЧНОГО ХРАНЕНИЯ

В ходе долгосрочного хранения данных, а также на этапе их передачи возможно возникновение различных ошибок, приводящих к изменению первоначальной информации, вплоть до ее уничтожения. Все эти ошибки можно разделить на локальные ошибки потери аутентичности и глобальную утрату целостности данных.

Ошибки первой группы могут быть вызваны ошибками ввода/вывода, воздействием мешающих факторов при передаче данных по каналам связи, а также деградацией отдельных запоминающих элементов устройств хранения информации, что приводит к изменению отдельных символов данных.

Ошибки второй группы возникают в случае накопления большого числа ошибок первой группы, при котором восстановление содержимого фрагмента с использованием только внутреннего кода становится невозможно, или в случае утраты одного или нескольких фрагментов информации, что более характерно при распределенном хранении данных. Глобальность подобных ошибок заключается в том, что первоначальный информационный массив может быть восстановлен только из k фрагментов, по причине роста неопределенности при меньшем их числе. Подобные события приводят к утрате всего массива данных.

МЕХАНИЗМЫ СОХРАНЕНИЯ АУТЕНТИЧНОСТИ ДАННЫХ

Во избежание утраты аутентичности данных все фрагменты данных могут подвергаться внутреннему биективному отображению символов алфавита $GF(q_1) = GF(p^{m1})$ в символы алфавита $GF(q_2) = GF(p^{m2})$, где q_1 и q_2 – мощность исходного и нового алфавитов, p – характеристика поля, в котором производится отображение, а $m1$ и $m2$ – натуральные числа, определяющие длину кодового слова, при этом желательно выполнение условия $m1 > m2$. Размер фрагментов, полученных данным способом, будет $\alpha > M/k$.

На практике для решения задач по выявлению и исправлению ошибок первой группы применяются различные виды помехоустойчивых кодов, такие как коды Рида-Соломона (РС), многомерные коды с проверкой на четность [3], а также каскадные схемы кодирования, такие как перемежающиеся коды РС.

Кроме того, для решения проблем с ошибками, возникающими в каналах передачи данных, возможно применение различных методов детектирования сигналов, например, разнесенной передачи или многопорогового приема данных в комплексе с мягкими методами декодирования [4].

Одним из вариантов организации защиты аутентичности информации является применение метода разбиения пространства разрешенных кодовых комбинаций на кластеры.

В случае применения данного подхода источник информации, работая с полем $GF(2^k)$, где $k \in N$ – число

разрядов в комбинации безызбыточного кода, после прохождения канального кодера, содержащего порождающую матрицу $G_{k \times n}$, формирует на его выходе последовательности длины $n > k$. Этой операцией групповой код $C_{n,k}$ над полем $GF(2^n)$ считается заданным. Исходя из свойств вложенности двоичных полей степени расширения n и менее, комбинации любого кода $C_{n,k}$ могут быть разбиты на кластеры с уникальными номерами w_s и, следовательно, упорядочены лексикографически, где $1 \leq w \leq k$ – число двоичных разрядов, определяющих номер кластера, а s – принятая система счисления [5]. Тогда $C_{n,k} = \{\{c_0\}, \dots, \{c_{2^w-1}\}\}$, где $\{c_i\}$ – множество комбинаций из $C_{n,k}$, принадлежащих кластеру с номером $w_s = i$, где $i = 0, \dots, 2^w-1$. В новых условиях все комбинации кода содержат три непересекающиеся между собой по символам кодового вектора части: $\langle w \rangle$ – сочетание любых произвольно выбранных разрядов номера кластера; $\langle k-w \rangle$ – разряды индикатора эквивалентности кода; $\langle n-k \rangle$ – другие неиспользуемые и не обязательно избыточные разряды. В групповом $C_{n,k}$ все кластеры $\{c_i\}$ могут быть разбиты на два типа. К первому типу относится единственный кластер, содержащий единичный элемент аддитивной абелевой группы $\{c_{i=0}\} = \{0, c_{0,2^0}, \dots, c_{0,2^{k-w}-1}\}$. В таком кластере все элементы, относящиеся к группе $\langle w \rangle$, равны нулю. Ко второму типу относятся кластеры с номерами $i \neq 0$. Кластер $\{c_{i=0}\}$ является базовым.

Изменение числа разрядов для w в указанных пределах приводит к одинаковому расширению или сокращению списка комбинаций кластера $\{c_{i=0}\}$ или $\{c_{i \neq 0}\}$. Так при $w = k$ получаем $\{c_{i=0}\} = 1$, следовательно, в базовый кластер входит единственная нулевая комбинация кода (нижняя граница по числу комбинаций в кластере), и тогда каждая комбинация кода представляет самостоятельный кластер. Если $w = 1$, то $\{c_{i=0}\} = C_{n,k}/2$ и базовый кластер содержит половину множества комбинаций кода (верхняя граница). Выбор символов для номера кластера $\langle w_s = i \rangle$ может носить произвольный характер. Исходя из свойств алгебраической группы, этот лексикографически упорядоченный номер повторится в коде 2^{k-w} раз [5, 6]. Символы из части $\langle k-w \rangle$, представленные в виде векторов, должны образовывать поле элементов из $GF(2^{k-w})$. Нарушение этого условия приводит к линейной зависимости комбинаций и неудовлетворительному результату в системе образования кластеров. Исследования показали, что свойства базового кластера повторяются в любом другом кластере $\{c_{i \neq 0}\}$, поэтому комбинации из $\{c_{i=0}\}$ в совокупности несут информацию о всех кластерах. Это утверждение легко доказывается на основе свойств укороченных систематических кодов [5]. Сложность восстановления данных целесообразно оценить по общему числу выполняемых узлом восстановления данных арифметических операций. Исследования показали, что в случаях применения традиционных методов обработки кодов

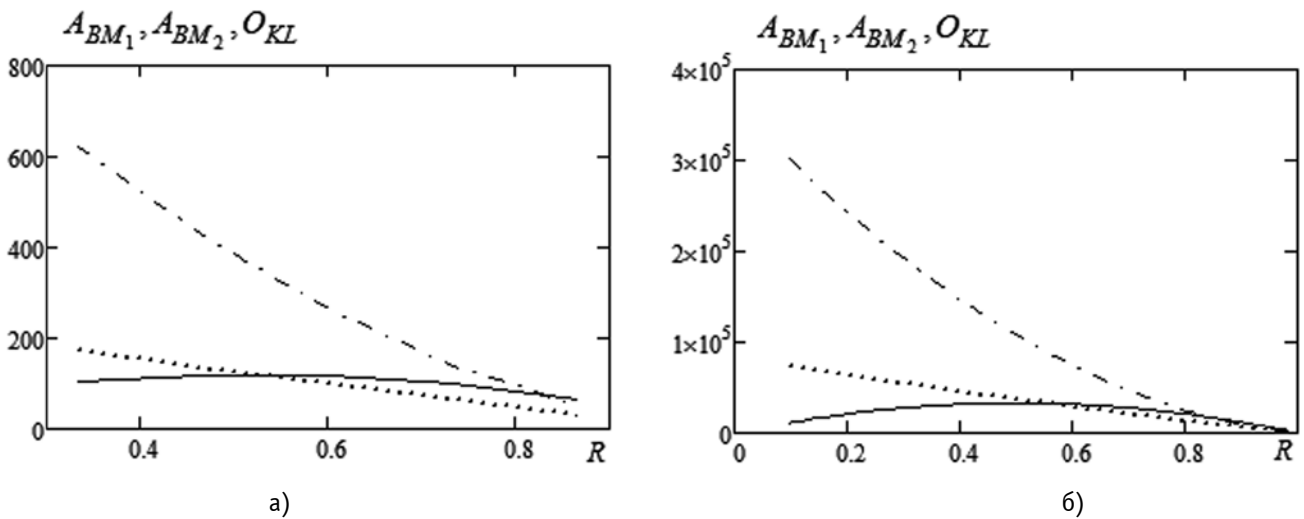


Рис. 2. Сравнительные данные для A_{BM1} (точки), A_{BM2} (штрих-пунктир) и O_{KL} (сплошная): а) код РС $n = 15$; б) код РС $n = 225$

РС число таких операций оценивается как A_{BM1} (достаточно точная оценка). В случае приближенных оценок результат определяется как A_{BM2} . В результате применения метода, предложенного в работах [6, 7], общее число арифметических операций определяется как O_{KL} . На рисунке 2 приведены сравнительные характеристики для всех трех методов. Заметно явное преимущество метода O_{KL} . Параметр R на этом рисунке представляет относительную скорость кода РС.

Подходы к ПРОБЛЕМЕ ВОССТАНОВЛЕНИЯ СОДЕРЖИМОГО УТРАЧЕННЫХ УЗЛОВ

Борьба с ошибками второй группы может быть организована несколькими способами. Классификация методов борьбы с глобальными ошибками утраты данных представлена на рисунке 3.

Все подходы к восстановлению информации в случае утраты отдельных узлов имеют общую основу. Фрагменты

данных, полученные на этапе внутреннего кодирования, распределяются между всеми k независимыми информационными хранилищами D_1, D_2, \dots, D_k . Для восстановления утраченного содержимого хранилищ наряду с k информационными фрагментами в систему вводятся m проверочных C_1, C_2, \dots, C_m , содержащих только избыточные данные.

Содержимое проверочных фрагментов вычисляется как некоторая, заранее определенная для каждого проверочного фрагмента, функция F_i , зависящая от выбранного в системе метода кодирования. То есть

$$C_m = F_i(D_1, D_2, \dots, D_k),$$

где $i = 1 \dots m$ – номер проверочного хранилища.

В распределенных системах хранения данных наиболее широкое распространение как способ формирования избыточности получил метод репликации. В случае его использования производится создание копий каждого фрагмента информации и распределение их между независимыми (распределенными в сети) хранилищами. Достоинствами этого метода являются относительная простота реализации, не требующая высокой вычислительной мощности системы; высокая скорость доступа к данным, достигаемая за счет использования большого числа равнозначных копий информации; наиболее низкая нагрузка на сеть передачи данных, в случае восстановления утраченного узла хранилища. Однако использование этого метода имеет ряд недостатков, основными из которых являются сложность синхронизации содержимого различных копий фрагментов, в случае внесения изменений в оригинальный набор данных; значительный рост объема хранящейся информации, пропорционально превышающий исходный.

Альтернативой использованию аппарата репликации является применение помехоустойчивых кодов, таких как РС коды, пирамидальные коды или коды с проверкой на четность. Подобные решения позволяют достичь надежности, сопоставимой с таковой при репликации, при меньшем объеме избыточности (рис. 4).



Рис. 3. Классификация методов борьбы с глобальными ошибками утраты данных

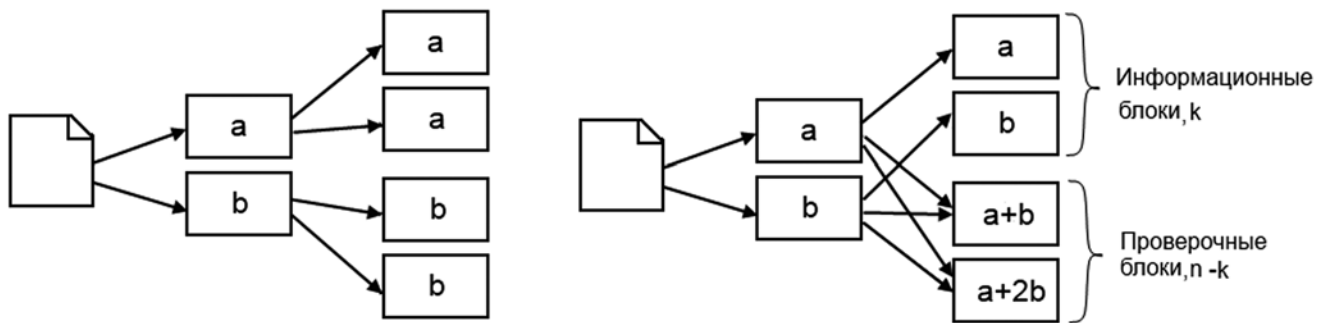


Рис. 4. Упрощенная структурная схема механизмов формирования избыточности с использованием репликации (слева) и помехоустойчивого кодирования

Наибольшую эффективность с этой точки зрения имеют коды с максимальным расстоянием, в частности РС коды. Данная разновидность кодов позволяет восстанавливать первоначальный массив в случае утраты $d = n - k + 1$ хранилищ.

При возникновении необходимости восстановления содержимого утраченного хранилища, при применении помехоустойчивых кодов без сокращения внутрисетевого трафика производится передача новоприбывшему узлу k фрагментов размера α , содержащихся в оставшихся хранилищах, после чего происходит восстановление исходного массива данных и вычисление утраченного фрагмента, после чего оставшиеся данные отбрасываются.

Недостатком данного подхода является то, что объем передаваемого служебного трафика γ , необходимого для восстановления фрагмента размера α , составляет:

$$\gamma = k\alpha.$$

Данный недостаток оказывает значительную нагрузку на сеть передачи данных внутри распределенной системы хранения и уменьшает скорость получения доступа к информации, кроме того вычисление первоначального массива требует большей вычислительной мощности по сравнению с репликацией.

Таким образом, возникает задача нахождения компромиссного решения между скоростью доступа, простотой вычисления репликации и малыми объемами избыточности МДР-кодов.

МЕТОДЫ СНИЖЕНИЯ ОБЪЕМОВ ВНУТРИСЕТЕВОГО ТРАФИКА

Одним из способов решения проблемы повышения объемов трафика является применение локально-декодируемых кодов [1]. Разновидностями этих кодов являются пирамидальные коды и коды Адамара. Идея подобного типа помехоустойчивых кодов заключается в том, что восстановление одного или нескольких стертых символов кодового слова возможно из $r \ll n$ оставшихся символов для каждого. С точки зрения распределенных систем хранения информации это означает, что для восстановления фрагмента, находившегося в утраченном хранилище, необходима передача только r оставшихся фрагментов. Положительными сторонами подобных систем является снижение нагрузки на сеть передачи данных в

случае утраты отдельных узлов, а также большая адаптация системы к топологии сети хранения данных, за счет размещения узлов избыточности рядом с теми информационными узлами, фрагменты которых они защищают.

Платой за уменьшение числа требуемых для восстановления фрагментов является увеличение общей избыточности системы. Так для пирамидальных кодов общая длина кодового слова будет составлять $n = k + \lceil k / r \rceil - 2$, где $\lceil k / r \rceil$ обозначает ближайшее наибольшее целое число k/r .

Иным компромиссным решением является использование аппарата регенерационных кодов [2], представляющего собой комплексное решение, основанное на использовании сетевого и помехоустойчивого кодирования и позволяющее сократить объем внутрисетевого трафика.

Данный подход подразумевает проведение дополнительного фрагментирования исходного массива данных до $k' = \beta k$ фрагментов, размером $\alpha' = \alpha/\beta$, где β – степень регенерации.

Содержимое каждого информационного хранилища представляет собой конкатенацию β малых фрагментов, то есть

$$D_i = D_{i+1} \| D_{i+2} \| \dots \| D_{i+\beta},$$

где $0 \leq i \leq k$, а $x \| y$ обозначает конкатенацию строк.

Вычисление содержимого проверочных хранилищ тогда примет следующую форму:

$$C_{ij} = F_{ij}(D_{11}, D_{21}, \dots, D_{kj-1}, D_{kj}),$$

где $j = 1 \dots N$ – номер малого фрагмента данных в узле. При этом каждый малый фрагмент проверочного хранилища включает комбинации различных фрагментов информационных узлов так, чтобы было возможно вычисление простейших неприводимых полиномов при наличии только малых фрагментов, содержащихся в проверочном хранилище. В каждом узле избыточности производится хранение конкатенации β проверочных фрагментов, полученных заранее.

Простейшим решением при формировании избыточности является поэлементное суммирование фрагментов информационных хранилищ по модулю два. В случае утраты любого из хранилищ для его восстановления производится сбор по одному из малых фрагментов из каж-

дого информационного хранилища и $\beta/n - k$ фрагментов из каждого хранилища избыточности.

Таким образом, в рамках регенерационного кодирования может быть получен код, близкий по параметрам требуемого объема сохраняемых данных и корректирующей способности к МДР-кодам, при этом с меньшим значением нагрузки на сеть передачи данных.

Минимальный объем трафика, передаваемого внутри сети в ходе восстановления содержимого одного утраченного хранилища, оценивается следующим образом:

$$\begin{aligned} \gamma_{min} &= (k-1)\alpha/\beta + \alpha = \\ &= (k+\beta-1)\alpha/\beta = K\alpha, \end{aligned}$$

где K – множитель трафика, отражающий какой объем данных будет передан внутри сети хранения данных. Из выражения видно, что с ростом числа малых фрагментов, содержащихся в каждом хранилище, происходит сокращение общего трафика внутри системы. Зависимость множителя трафика от числа узлов при различном числе малых фрагментов, полученная в результате аналитического моделирования, представлена на рисунке 5.

По сравнению с локально-декодируемыми кодами применение регенерационных кодов позволяет получить выигрыш в уменьшении объемов избыточности при условии сохранения корректирующей способности кодовой системы, при этом проигрывает им в нагрузке на сеть передачи данных.

ЗАКЛЮЧЕНИЕ

В условиях постоянного роста объемов быстро изменяемой информации с постоянно увеличивающейся долей неструктурированных данных возникает острая необходимость развития механизмов их надежного хранения.

Представлен обзор метода локально-декодируемого кода, позволяющего снизить нагрузку на сеть данных, возникающую в случае утраты отдельных узлов передачи данных, за счет уменьшения числа узлов, требуемых для восстановления утраченного содержимого.

Показан метод регенерационного кодирования, позволяющий минимизировать объем передаваемых данных внутри сети хранения данных, а также достичь минимального объема избыточной информации, сравнимого с максимально декодируемыми кодами.

Дальнейшее развитие подобных систем возможно при использовании комплексного подхода к формированию кодов, предназначенных для восстановления системы в случае утраты узлов. Подобные компромиссные решения призваны объединить преимущества локально-

Множитель трафика, K

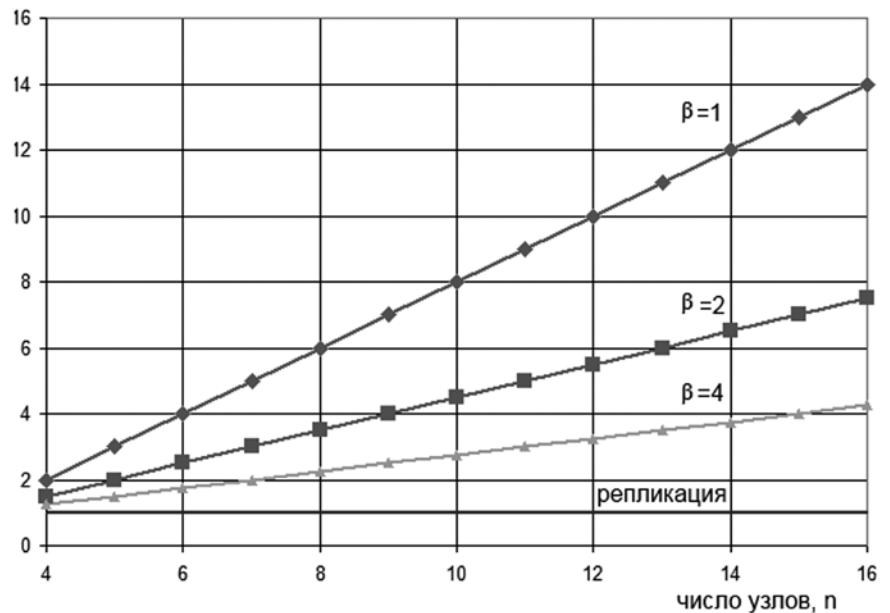


Рис. 5. Зависимость множителя трафика от числа узлов хранилищ при различном числе малых фрагментов

декодируемых кодов и регенерационных кодов и создать гибко настраиваемую распределенную систему хранения данных, обеспечивающую надежное хранение данных и высокую скорость доступа к ним.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. P. Gopalan, C. Huang, H. Simitci, S. Yekhanin «On the Locality of Codeword Symbols» [Электронный ресурс]: открытый архив электронных статей по физике, математике, компьютерных наук, вычислительной биологии, вычислительной экономики и статистике. – Режим доступа: <http://arxiv.org/pdf/1106.3625v1.pdf> (дата обращения 09.07.2015).
2. A. Dimakis, P. Godfrey, Y. Wu, M. Wainwright, and K. Ramchandran, «Network coding for distributed storage systems», 2010. – Information Theory, IEEE Transactions on, vol. 56, no. 9, pp. 4539–4551.
3. Адаптивный кодер гиперкода размерности 3D: патент 2480918 Российская Федерация / Гладких А.А., Капустин Д.А., Климов Р.В. – Бюллетень. – № 12. – 2013.
4. Гладких А.А., Климов Р.В. /Численное моделирование обобщенной процедуры формирования индексов мягких решений// ИКТ. – 2013. – Том 12, № 2. – С. 22–28.
5. Гладких А.А. Обобщенный метод декодирования по списку на базе кластеризации пространства кодовых векторов // Радиотехника. – 2015. – № 6. – С. 37–41.
6. Гладких А.А., Баскаков Е.С., Маслов А.А., Тамразян Г.М. Эффективное декодирование не двоичных кодов с провокацией стертого элемента // Автоматизация процессов управления. – 2013. – № 2(32). – С. 87–93.

7. Мягкий декодер последовательного турбокода: патент 2538331 Российская Федерация / Гладких А.А., Маслов А.А., Тамразян Г.М. – Бюллетень. – №1 – 2015.

REFERENCES

1. Gopalan P., Huang C., Simitci H., Yekhanin S. *On the Locality of Codeword Symbols*. Otkrytiy arkhiv elektronnykh statei po fizike, matematike, kompiuternykh nauk, vychislitelnoi biologii, vychislitelnoi ekonomiki i statistiki [Public E-Library of Articles in Physics, Mathematics, Computer Sciences, Computational Biology, Computational Economics and Statistics], 2011. Available at: <http://arxiv.org/pdf/1106.3625v1.pdf>. (accessed 09.07.2015).
2. Dimakis A., P. Godfrey, Y. Wu, M. Wainwright, and K. Ramchandran. Network coding for distributed storage systems. *Information Theory, IEEE Transactions on*, 2010, vol. 56, no. 9, pp. 4539–4551.
3. Gladkikh A. A., Kapustin D.A., Klimov R.V. *Adaptivnyi koder giperkoda razmernosti 3D* [Adaptive Coder of Three-Dimensional Hyper-Code]. Patent RF, no. 2480918, Bulletin, no. 12, 2013.
4. Gladkikh A.A., Klimov R.V. Chislennoe modelirovanie obobshchenoi protsedury formirovaniia indeksov miagkikh reshenii [Numerical Simulation of the Generalized Procedure of Formation of Indices of Soft Decisions]. *IKT* [Information and Communication Technologies], 2013, vol. 12, no. 2, pp. 22–28.
5. Gladkikh A.A. Obobshchennyi metod dekodirovaniia po spisku na baze klasterizatsii prostranstva kodovykh vektorov [Generalized Method of List Decoding on the Basis of Code Vectors Space Clustering]. *Radiotekhnika* [Radioengineering], 2015, no. 6, pp. 37–41.
6. Gladkikh A.A., Baskakov E.S., Maslov A.A., Tamrazian G.M. Effektivnoe dekodirovanie nedvoichnykh kodov s provokatsiei stertogo elementa [Effective Decoding of Non-Binary Codes Using Erased Element]. *Avtomatizatsiia protsessov upravleniia* [Automation of Control Processes], 2013, no. 2(32), pp. 87–93.
7. Gladkikh A.A., Maslov A.A., Tamrazian G.M. *Miagkii dekodek posledovatel'nogo turbokoda* [Soft Decoder of Sequence Turbo Code]. Patent RF, no. 2538331, Bulletin, no. 1, 2015.