Математика и её приложения: ЖИМО. 2010. Вып. 1 (7). С. 11 – 18.

УДК 621.391

А. Ю. Бибов [1], В. М. Деундяк [2]

О распространении декодеров Сидельникова на класс кодов БЧХ

Ключевые слова: помехоустойчивое кодирование, списочный декодер, коды БЧХ, декодер Сидельникова.

Получено распространение декодеров В. М. Сидельникова на семейство кодов Боуза – Чоудхури – Хоквингема. Для построенных алгоритмов декодирования выполнена программная реализация.

Keywords: error-control coding, list decoder, BCH-codes, Sidelnikov's decoder.

We obtain the distribution of Sidelnikov's decoders for the family of BCH-codes. We have realized a program implemenetation of this algorithms.

1. Введение

В работе В. М. Сидельникова [4] рассмотрен вероятностный метод декодирования кодов Рида – Соломона, позволяющий исправлять ошибки в случае, когда их число превосходит половину кодового расстояния. Этот декодер в [3] обобщен А. Ю. Серебряковым на некоторый класс одноточечных алгебро-геометрических кодов на эллиптических кривых; программная реализация декодера Серебрякова рассмотрена в [2].

Цель настоящей работы — распространение метода Сидельникова на семейство кодов Боуза – Чоудхури – Хоквингема, построение алгоритмов декодирования и их программная реализация на основе библиотеки GFL, представленной в [1].

Раздел 2 содержит необходимые предварительные сведения. В разделе 3 построен детерминированный декодер для случая, когда число ошибок t не превосходит половины конструктивного кодового расстояния d, а в разделе 4 — списочный декодер, для случая, когда число ошибок превосходит d.

2. Предварительные сведения

Приведем необходимые сведения о БЧХ-кодах (см. [5], гл. 5). Пусть $\mathbb{N}$ — множество натуральных чисел, $R_{q,n}(\in \mathbb{F}_q[x])$ — кольцо многочленов над полем Галуа $\mathbb{F}_q$ степени, не превосходящей $n(\in \mathbb{N})$, с умножением по модулю $x^n - 1$. Известно, что $R_{q,n}$ является кольцом главных идеалов.

[1]Южный Федеральный Университет; E-mail: lexer42152@gmail.com.
[2]Южный Федеральный Университет; E-mail: vlade@math.rsu.ru.

Кольцо $R_{q,n}$ естественно изоморфно как линейное пространство пространству Хемминга $\mathbb{F}_q^n$. Если $a(x) \in R_{q,n}$, то соответствующий вектор коэффициентов из $\mathbb{F}_q^n$ будем обозначать $\overline{a}$. Идеалу кольца $R_{q,n}$ соответствует инвариантное подпространство оператора правого циклического сдвига, которое называется циклическим кодом. Порождающий многочлен всякого идеала в $R_{q,n}$ называется порождающим многочленом соответствующего циклического кода.

Пусть $d \in \mathbb{N}$ и $d \geq 3$. Рассмотрим последовательность

$$N_{q^r}(\alpha,\, b,\, d) = \{\alpha^b,\, \alpha^{b+1},\, \ldots,\, \alpha^{b+d-2}\},$$

где $\alpha \in \mathbb{F}_{q^r}$, $r \in \mathbb{N}$, а все элементы различны. Циклический код, построенный по элементам $N_{q^r}(\alpha,\, b,\, d)$ как по нулям, называется кодом БЧХ, а параметр d называется конструктивным кодовым расстоянием или расстоянием Боуза. Для его кодового расстояния D известна оценка: $D \geq d$, а длина n равна порядку элемента α. Размерность k и порождающий многочлен $g(x)$ определяются по формулам

$$k = n - \sum \deg(m_\alpha(x))$$

и

$$g(x) = \prod m_\alpha(x),$$

где m_α — минимальный многочлен элемента α над полем $\mathbb{F}_q$, а суммирование и произведение ведутся по всем попарно несопряженным элементам последовательности $N_{q^r}(\alpha,\, b,\, d)$.

3. Алгоритм декодирования при $t \leq \frac{d-1}{2}$

Рассмотрим следующие последовательности из $\mathbb{F}_q$ и $\mathbb{F}_{q^r}$ соответственно:

$$\chi = (k_1,\, k_2,\, \ldots,\, k_u),\ \mathfrak{R} = (\beta_1,\, \beta_2,\, \ldots,\, \beta_u), \tag{1}$$

где $u \leq q-1$ и $\beta_i \neq \beta_j$ при $i \neq j$. Пусть $b \in \mathbb{N} \cup \{0\}$,

$$m_i = \sum_{j=1}^{u} k_j \beta_j^i,\ i = b,\, b+1,\, \ldots \tag{2}$$

Элементы m_i называются моментами, порожденными тройкой $(\mathfrak{R},\, \chi,\, b)$ (см. [4]).

Лемма 1. *Пусть W_{u-1} — определитель Вандермонда порядка u, построенный по элементам $\beta_1,\, \beta_2,\, \ldots,\, \beta_u$,*

$$\Delta_l = \begin{vmatrix} m_b & m_{b+1} & \ldots & m_{b+l} \\ m_{b+1} & m_{b+2} & \ldots & m_{b+l+1} \\ \ldots & \ldots & \ldots & \ldots \\ m_{b+l} & m_{b+l+1} & \ldots & m_{b+2l} \end{vmatrix},\ l \in \mathbb{N}. \tag{3}$$

Тогда справедливы следующие утверждения:

1) $\Delta_{u-1} = (W_{u-1})^2 \prod_{j=1}^{u} \beta_j^b k_j \neq 0$;

2) $\Delta_l = 0$, *если* $l \geq u$;

3) *для симметрического многочлена от двух переменных*

$$T_l(x,y) = (\Delta_{l-1})^{-1} \begin{vmatrix} 0 & x^b & x^{b+1} & \dots & x^{b+l-1} \\ y^b & m_b & m_{b+1} & \dots & m_{b+l-1} \\ y^{b+1} & m_{b+1} & m_{b+2} & \dots & m_{b+l} \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ y^{b+l-1} & m_{b+l-1} & m_{b+l} & \dots & m_{b+2l-2} \end{vmatrix} \tag{4}$$

выполняется равенство

$$T_u(\beta_i, \beta_j) = \begin{cases} 0, \ i \neq j, \\ -\frac{1}{k_j}, \ i = j; \end{cases}$$

4) *определитель*

$$O_u(y) = \begin{vmatrix} 1 & m_b & \dots & m_{b+u-1} \\ y & m_{b+1} & \dots & m_{b+u} \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ y^u & m_{b+u} & \dots & m_{b+2u-1} \end{vmatrix} \tag{5}$$

является многочленом степени u, *а множество его корней над полем* $\mathbb{F}_{q^r}$ *исчерпывается набром* $\mathfrak{R}$.

Доказательство утверждений леммы проводится по схеме доказательств аналогичных утверждений из [4]. Заметим лишь, что при $b = 0$ (3), (4), (5) совпадают с соответствующими конструкциями из [4]. Лемма 1 позволяет построить алгоритм декодирования кода БЧХ. В самом деле, рассмотрим БЧХ-код, построенный по набору

$$N_{q^r}(\alpha, b, d) = \{\alpha^b, \alpha^{b+1}, \dots, \alpha^{b+d-2}\}.$$

Предположим, что в результате передачи по каналу с помехами вектора $\overline{c}$, был получен вектор $\overline{h}$. Тогда $\overline{h} = \overline{c} + \overline{e}$, когда $\overline{e}$ — вектор ошибок. Синдромом вектора ошибок называется вектор (см. [5])

$$\overline{s} = \begin{pmatrix} 1 & \alpha^b & \alpha^{2b} & \dots & \alpha^{(n-1)b} \\ 1 & \alpha^{b+1} & \alpha^{2(b+1)} & \dots & \alpha^{(n-1)(b+1)} \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ 1 & \alpha^{b+d-2} & \alpha^{2(b+d-2)} & \dots & \alpha^{(n-1)(b+d-2)} \end{pmatrix} \overline{h}. \tag{6}$$

Обозначим

$$\beta_1 = 1, \ \beta_2 = \alpha, \ \beta_3 = \alpha^2, \ \dots, \ \beta_n = \alpha^{n-1}.$$

В соответствии со сказанным выше $\mathrm{ord}(\alpha) = n$, поэтому в последнем наборе все элементы ненулевые и различные. Предположим теперь, что в

процессе передачи произошло u ошибок, т. е. вектор $\overline{e} = (e_1, e_2, \ldots, e_n)$ имеет u отличных от нуля коэффициентов; пусть $i_1,\ i_2,\ \ldots,\ i_u$ — индексы этих коэффициентов. Тогда

$$s = \left(\sum_{j=1}^{u} e_{i_j} \beta_{i_j}^{b},\ \ldots,\ \sum_{j=1}^{u} e_{i_j} \beta_{i_j}^{b+u-1} \right) = (m_b,\ \ldots,\ m_{b+u-1}).$$

Алгоритм 1

Вход: $\overline{V}_N$ — вектор, искаженный u ошибками, где $u \le \frac{d-1}{2}$.
Выход: $\overline{V}_R$ — восстановленное закодированное сообщение.
1. Вычислить синдром $\overline{s}$ по формуле (6):

$$\overline{s} = \begin{pmatrix} 1 & \alpha^{b} & \alpha^{2b} & \ldots & \alpha^{(n-1)b} \\ 1 & \alpha^{b+1} & \alpha^{2(b+1)} & \ldots & \alpha^{(n-1)(b+1)} \\ \ldots & \ldots & \ldots & \ldots & \ldots \\ 1 & \alpha^{b+d-2} & \alpha^{2(b+d-2)} & \ldots & \alpha^{(n-1)(b+d-2)} \end{pmatrix} \overline{V}_N.$$

2. $i := \left\lfloor \dfrac{d-1}{2} \right\rfloor$.
3. Вычислить определитель Δ_i по формуле (3):

$$\Delta_i = \begin{vmatrix} m_b & m_{b+1} & \ldots & m_{b+i} \\ m_{b+1} & m_{b+2} & \ldots & m_{b+i+1} \\ \ldots & \ldots & \ldots & \ldots \\ m_{b+i} & m_{b+i+1} & \ldots & m_{b+2i} \end{vmatrix},\ l \in \mathbb{N}.$$

4. $i := i - 1$. Если $i < 0,\ t := 0,\ \overline{V}_R := \overline{V}_N$, возвратить $\overline{V}_R$, выйти из алгоритма.
5. Сформировать определитель Δ_i. Если $\Delta_i \neq 0,\ t := i + 1$ и переход на шаг 6. Иначе — переход на шаг 4.
6. Сформировать определитель $O_t(y)$ в соответствии с (5):

$$O_t(y) = \begin{vmatrix} 1 & m_b & \ldots & m_{b+t-1} \\ y & m_{b+1} & \ldots & m_{b+t} \\ \ldots & \ldots & \ldots & \ldots \\ y^t & m_{b+t} & \ldots & m_{b+2t-1} \end{vmatrix}.$$

7. Найти множество позиций ошибок $\mathfrak{R}$, состоящее из всех корней уравнения $O_t(y) = 0$.
8. Сформировать определитель $T_t(x, y)$ в соответствии с (4):

$$T_t(x,y) = (\Delta_{t-1})^{-1} \begin{vmatrix} 0 & x^b & x^{b+1} & \ldots & x^{b+t-1} \\ y^b & m_b & m_{b+1} & \ldots & m_{b+t-1} \\ y^{b+1} & m_{b+1} & m_{b+2} & \ldots & m_{b+t} \\ \ldots & \ldots & \ldots & \ldots & \ldots \\ y^{b+t-1} & m_{b+t-1} & m_{b+t} & \ldots & m_{b+2t-2} \end{vmatrix}.$$

9. Для каждого элемента $\nu \in \mathfrak{R}$ вычислить значения ошибки

$$k_\nu := -\frac{1}{T_t(\nu, \nu)}.$$

10. С помощью $\mathfrak{R}$ и $\{k_\nu\}$ вычислить вектор ошибки $\overline{e}$.
11. Вычислить $\overline{V}_R := \overline{V}_N - \overline{e}$. Возвратить $\overline{V}_R$ и выйти из алгоритма.

4. Обобщение на случай $t > \frac{d-1}{2}$

Будем теперь предполагать, что элементы $k_1,\ k_2,\ \ldots,\ k_u$ из последовательности, определенной в (1), могут быть нулевыми, и введем новые конструкции. Как и в разделе 3, при $b = 0$ они совпадают с соответствующими конструкциями из [4]. Введем обозначения:

$$\Delta_{n,r} = \begin{vmatrix} 1 & \ldots & 1 & m_b & \ldots & m_{b+n-r} \\ \beta_1 & \ldots & \beta_r & m_{b+1} & \ldots & m_{b+n-r+1} \\ \beta_1^2 & \ldots & \beta_r^2 & m_{b+2} & \ldots & m_{b+n-r+2} \\ \ldots & \ldots & \ldots & \ldots & \ldots & \ldots \\ \beta_1^n & \ldots & \beta_r^n & m_{b+n} & \ldots & m_{b+2n-r} \end{vmatrix}, \tag{7}$$

где $r \le n$ и $n \in \mathbb{N} \cup \{0\}$;

$$D_u(y_1, y_2, \ldots, y_r) = \begin{vmatrix} 1 & \ldots & 1 & m_b & \ldots & m_{b+u-r} \\ y_1 & \ldots & y_r & m_{b+1} & \ldots & m_{b+u-r+1} \\ y_1^2 & \ldots & y_r^2 & m_{b+2} & \ldots & m_{b+u-r+2} \\ \ldots & \ldots & \ldots & \ldots & \ldots & \ldots \\ y_1^u & \ldots & y_r^u & m_{b+n} & \ldots & m_{b+2u-r} \end{vmatrix}; \tag{8}$$

$$O_u(y_1, y_2, \ldots, y_r) = \left(\prod_{i>j}(y_i - y_j)\right)^{-1} D_u(y_1, y_2, \ldots, y_r). \tag{9}$$

Следующие леммы являются обобщениями соответствующих утверждений из работы [4]. Отметим, что их доказательства нетрудно провести по схеме доказательств из [4].

Лемма 2. *Если $\Delta_{n,r}$ — детерминант, определенный в (7), а $u \in \mathbb{N}$, то*

1) *$\Delta_{u-1,r} \neq 0$ и $\Delta_{n,r} = 0$ при $n \ge u$,*

2) *линейная оболочка строк определителя $\Delta_{n,r}$ равна u при $n \ge u - 1$.*

Лемма 3. *Пусть $\Omega' = \{\omega_1, \omega_2, \ldots, \omega_{r-1}\} \subset \mathbb{F}_{q^r} \setminus \{0\}$, причем $r \le u$. Тогда*

1) *рациональная функция $O_u(y, \omega_1, \omega_2, \ldots, \omega_{r-1})$ является многочленом,*

2) $O_u(y, \beta_1, \beta_2, \ldots, \beta_{r-1}) = C \prod_{j=r}^{u} (y - \beta_j)$.

Лемма 4. *Пусть* $\Omega' = \{\omega_1, \omega_2, \ldots, \omega_{r-1}\} \subset \mathbb{F}_{q^r} \setminus \{0\}$, *причем* $r \leq u$. *Тогда справедливы следующие утверждения.*

1) *Если* $O_u(y, \omega_1, \omega_2, \ldots, \omega_{r-1})$ — *ненулевой многочлен степени* $u-r+1$, *разложимый в поле* $\mathbb{F}_{q^r}$, $\Omega'' = \{\omega_r, \omega_{r+1}, \ldots, \omega_u\}$ — *его корни, кроме того,* $\Omega' \cap \Omega'' = \varnothing$ *и* $\Omega' \cup \Omega'' \underset{\neq}{\subset} \mathbb{F}_{q^r}$, *то найдутся такие элементы* $h_j \in \mathbb{F}_{q^r}$, *что моменты вычисляются по формуле*

$$m_{b+i} = \sum_{j=1}^{u} h_j \omega_j^{b+i},\ i = 0, 1, \ldots, 2u - r,$$

причем $h_j \neq 0$ *когда* $j = r, \ldots, u$.

2) *Многочлен* $O_u(y, \omega_1, \omega_2, \ldots, \omega_{r-1})$ *является нулевым тогда и только тогда, когда моменты могут быть представлены в виде*

$$m_{b+i} = \sum_{j=1}^{\nu} h_j \omega_j^{b+i},$$

где $i = 0, \ldots, 2u - r$ *и* $\nu < u$.

3) *Если ненулевой многочлен* $O_u(y, \omega_1, \omega_2, \ldots, \omega_{r-1})$ *имеет степень, меньшую* $u - r + 1$, *то моменты* m_{b+i} *не могут быть представлены в виде*

$$m_{b+i} = \sum_{j=1}^{u} h_j \omega_j^{b+i},\ i = 0, \ldots, 2u - r,$$

для $\omega_r, \omega_{r+1}, \ldots, \omega_u$ *и* $h_1, h_2, \ldots, h_u$ *из произвольных расширений полей* $\mathbb{F}_{q^r}$ *и* $\mathbb{F}_q$ *соответственно.*

Леммы 2, 3, 4 позволяют построить алгоритм декодирования в случае, когда число ошибок больше половины кодового расстояния Боуза.

Алгоритм 2

Вход: t — верхний порог числа ошибок, $\overline{V}_N$ — вектор, искаженный не более, чем t ошибками.
Выход: $\overline{V}_R$ — кодовый вектор.
1. Вычислить синдром s по формуле (6):

$$\overline{s} = \begin{pmatrix} 1 & \alpha^b & \alpha^{2b} & \ldots & \alpha^{(n-1)b} \\ 1 & \alpha^{b+1} & \alpha^{2(b+1)} & \ldots & \alpha^{(n-1)(b+1)} \\ \ldots & \ldots & \ldots & \ldots & \ldots \\ 1 & \alpha^{b+d-2} & \alpha^{2(b+d-2)} & \ldots & \alpha^{(n-1)(b+d-2)} \end{pmatrix} \overline{V}_N.$$

2. Выбрать случайным образом $r \leq u$ и r-элементное подмножество $\Omega' = \{\omega_1, \omega_2, \ldots, \omega_r\}$ множества $N_{q^r}(\alpha, b, d)$.
3. Сформировать определитель в соответствии с (8):

$$D_u(y_1, y_2, \ldots, y_r) = \begin{vmatrix} 1 & \ldots & 1 & m_b & \ldots & m_{b+u-r} \\ y_1 & \ldots & y_r & m_{b+1} & \ldots & m_{b+u-r+1} \\ y_1^2 & \ldots & y_r^2 & m_{b+2} & \ldots & m_{b+u-r+2} \\ \ldots & \ldots & \ldots & \ldots & \ldots & \ldots \\ y_1^u & \ldots & y_r^u & m_{b+n} & \ldots & m_{b+2u-r} \end{vmatrix}.$$

4. Найти множество Ω'' корней многочлена $O_u(y, \omega_1, \omega_2, \ldots, \omega_r)$, определяемого в соответствии с (9):

$$O_u(y_1, y_2, \ldots, y_r) = \left(\prod_{i>j}(y_i - y_j)\right)^{-1} D_u(y_1, y_2, \ldots, y_r).$$

5. Проверить, выполнены ли следующие условия:
а) $\Omega' \cap \Omega'' = \varnothing$,
б) $\Omega' \cup \Omega'' \underset{\neq}{\subset} \mathbb{F}_{q^r}$,
в) $|\Omega''| = t - r$.
Если эти условия выполнены, перейти на шаг 6, в противном случае перейти на шаг 2.
6. Решить следующую систему уравнений над полем $\mathbb{F}_{q^r}$:

$$\sum_{\nu \in \Omega' \cup \Omega''} k_\nu \nu^{b+i} = m_{b+i},\ i = 0, \ldots, t-1.$$

Если решение принадлежит полю $\mathbb{F}_q$, перейти на шаг 6; иначе — на шаг 2.
7. С помощью множества позиций ошибок $\Omega' \cup \Omega''$ и множества соответствующих им значений ошибок $\{k_\nu\}$, вычислить вектор ошибок $\overline{e}$.
8. Вычислить $\overline{V}_R := \overline{V}_N - \overline{e}$. Возвратить $\overline{V}_R$ и выйти из алгоритма.

Отметим, что быстрота работы алгоритма существенно зависит от того, когда на шаге 6 появится решение соответствующей системы, принадлежащее полю $\mathbb{F}_q$. Число ошибок t, подаваемое на вход описанного алгоритма можно оценивать, применяя следующий эвристический алгоритм определения числа ошибок.

Алгоритм 3

Вход: $\overline{V}_N$ — вектор, искаженный ошибками, $0 < \epsilon < 1$ — оценочный коэффициент, параметр Q определяет порог прерывания алгоритма.
Выход: t — оценка количества ошибок в векторе или ошибка зацикливания.
1. Вычислить синдром $\overline{s}$ вектора $\overline{V}_N$ по формуле (6).
2. $r := 0$, $K := 0$, $C := 0$, $n := \lfloor \frac{d-1+r}{2} \rfloor$. Выбрать случайным путем r-элементное множество $\{\beta_1, \beta_2, \ldots, \beta_r\} \subset \mathfrak{R}$.
3. $C := C + 1$. Сформировать определитель

$$\Delta_{n,r} = \begin{vmatrix} 1 & \ldots & 1 & m_b & \ldots & m_{b+n-r} \\ \beta_1 & \ldots & \beta_r & m_{b+1} & \ldots & m_{b+n-r+1} \\ \beta_1^2 & \ldots & \beta_r^2 & m_{b+2} & \ldots & m_{b+n-r+2} \\ \ldots & \ldots & \ldots & \ldots & \ldots & \ldots \\ \beta_1^n & \ldots & \beta_r^n & m_{b+n} & \ldots & m_{b+2n-r} \end{vmatrix}.$$

4. Если $\Delta_{n,r} = 0$ и $n > r$, то $n := n - 1$ и перейти на шаг 3.
5. Если $\Delta_{n,r} = 0$ и $n = r$, положить $t := r$ и выйти из алгоритма.

6. Если $\Delta_{n,r} \neq 0$ и $n < \left\lfloor \dfrac{d-1+r}{2} \right\rfloor$, положить $t := n+1$ и выйти из алгоритма.
7. Если $C > Q$, выдать ошибку зацикливания и выйти из алгоритма.
8. Если $K > 0$, перейти на шаг 11; если $K = 0$, перейти на шаг 9.
9. Если $r = 0$, то положить $r := 0$, если $d-1$ нечетное число, или $r := 2$, если $d-1$ четное число. В противном случае $r := r+2$.
10. Вычислить $p := \dfrac{C_n^r}{C_{|\mathfrak{R}|}^r}$, $K := \dfrac{\ln(1-\epsilon)}{\ln(1-p)}$.
11. Выбрать любое $\{\beta_1, \beta_2, \ldots, \beta_r\} \subset \mathfrak{R}$, $K := K+1$. Перейти на шаг 3.

Описанные в настоящей работе алгоритмы реализованы с использованием библиотеки GFL, предназначенной для вычислений в конечных полях [1].

Коды БЧХ, вообще говоря, не являются MDS-кодами и поэтому уступают с точки зрения числа исправляемых ошибок кодам Рида – Соломона. Однако, благодаря конструктивному построению, БЧХ-коды не имеют столь жестких ограничений на длину и размерность. Ввиду этого, они находят применение в тех случаях, когда использование кодов Рида – Соломона оказывается затруднительным [5]. Таким образом, представленный в настоящей статье декодер имеет в некотором смысле более широкий спектр применения, нежели декодер Сидельникова.

Список литературы

1. *Бибов А. Ю.* О новой библиотеке для вычислений в конечных полях и ее применении в реализации кодека Сидельникова // Материалы Международного Российско-Абхазского симпозиума “Уравнения смешанного типа и родственные проблемы анализа и информатики”. – Нальчик: Эльбрус, 2009. – С. 261–262.
2. *Деундяк В. М.*, *Харченко Д. В.* О реализации помехоустойчивых кодеков на эллиптических кривых с использованием алгоритмов декодирования Серебрякова // Вестник ДГТУ. – 2005. – Т. 5. – № 1 (23). – С. 7–11.
3. *Серебряков А. Ю.* Декодирование кодов на эллиптических кривых при числе ошибок, большем половины конструктивного кодового расстояния // Проблемы передачи информации. – 1997. – Т. 3. – № 3. – С. 29–38.
4. *Сидельников В. М.* Декодирование кодов Рида–Соломона при числе ошибок, большем $(d-1)/2$, и нули многочленов нескольких переменных // Проблемы передачи информации. – 1994. – Т. 30. – № 1. – С. 51–69.
5. *Сидельников В. М.* Теория кодирования. – М.: Физматлит, 2008. – 322 с.

Поступила в редакцию 26.03.2010.