Известное преимущество эффективности операционной семантики Рефала и его связь с распознаванием симметрии слов

(+ об актуальной альфа-версии системы программирования Рефал-5)

Андрей П. Немытых
Институт программных систем РАН
г. Переславль-Залесский

Совместное рабочее совещание ИПС РАН и МГТУ имени Н.Э. Баумана
по функциональному языку программирования Рефал

1-2 июля 2025 г., Переславль-Залесский

Множество данных языка программирования Рефал

Данными языка программирования Рефал являются конечные последовательности термов.

Определение

data ::= term_data || ε

ε ::= -- пустая последовательность;
term ::= symbol || (data)
symbol ::= CHARACTER || IDENTIFIER || MACRO-DIGIT

Элементарные инструменты для конструирования данных:

Множество данных языка программирования Рефал

Данными языка программирования Рефал являются конечные последовательности термов.

Определение

data ::= term_data || ε
ε ::=   -- пустая последовательность;
term ::= symbol || (data)
symbol ::= CHARACTER || IDENTIFIER || MACRO-DIGIT

Элементарные инструменты для конструирования данных:

- Приписывание одной данной последовательности термов к другой последовательности термов.

Множество данных языка программирования Рефал

Данными языка программирования Рефал являются конечные последовательности термов.

Определение

data ::= term_data || ε
ε ::= -- пустая последовательность;
term ::= symbol || (data)
symbol ::= CHARACTER || IDENTIFIER || MACRO-DIGIT

Элементарные инструменты для конструирования данных:

- Приписывание одной данной последовательности термов к другой последовательности термов.
- Построение узла (вершины) дерева.

Множество данных языка программирования Рефал

Данными языка программирования Рефал являются конечные последовательности термов.

Определение

$\surd$

data ::= term_data || ε
ε ::= -- пустая последовательность;
term ::= symbol || (data)
symbol ::= CHARACTER || IDENTIFIER || MACRO-DIGIT

Элементарные инструменты для конструирования данных:

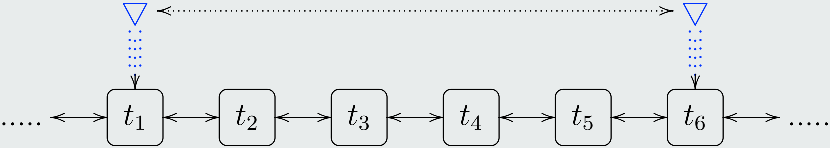
- Приписывание одной данной последовательности термов к другой последовательности термов.
  - Бинарный конструктор приписывания _ является ассоциативным.
  - Унарный конструктор (data) не путать с композиционными скобками, которые здесь не нужны.

Рефал-машина (интерпретатор)

Данными языка программирования Рефал являются конечные последовательности термов.

Модель рабочей ленты Рефал-машины

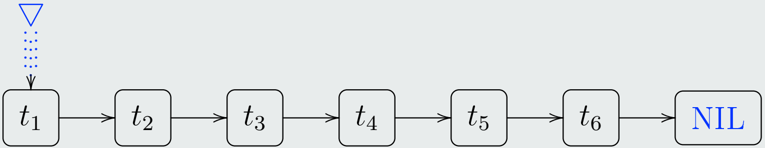
Две головки, общающиеся одна с другой.



Лисп-машина (потомки языка Лисп)

Данными языков программирования – потомков Лиспа являются конечные списки термов.

Модель рабочей ленты Лисп-машины



Рефал-программа

- Программа есть система переписывания термов.
    - На каждом шаге Рефал-интерпретатор выбирает единственное правило переписывания функции F, вызов которой

      <F конкретные аргументы>

      в данный момент находится на вершине стека вызовов.
    - Это правило выбирается посредством отождествления аргументов

      активного вызова

      с левыми частями правил переписывания функции F.

Рефал-программа

- Программа есть система переписывания термов.
  - На каждом шаге Рефал-интерпретатор выбирает единственное правило переписывания функции F, вызов которой

    <F конкретные аргументы>

    в данный момент находится на вершине стека вызовов.
  - Это правило выбирается посредством отождествления аргументов

    активного вызова

    с левыми частями правил переписывания функции F.

Рефал-программа

Пример:

- Предикат распознавания симметрии последовательности символов.

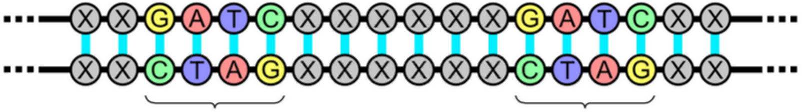
```
Pal {
  s.M e.X s.M = <Pal e.X>;
  s.M = True;
      = True;
  e.X = False;
}
```

Примеры палиндромов

- нежен
- Волгу див несет,тесен вид углов
- число-палиндром 121 является результатом:
  - произведения-палиндрома $11 * 11$;
  - суммы-палиндрома $56 + 65$;
- madam
- deified

Примеры палиндромов

В молекулах ДНК присутствует от 100 тысяч до 1 млн. коротких палиндромных последовательностей. Молекула ДНК состоит из двух комплементарных цепочек нуклеотидов, которые всегда соединяются одним и тем же образом (аденин (A) с тимином (T), цитозин (C) с гуанином (G)). Палиндромные участки распределены по ДНК неравномерно. Они играют важную роль в формировании некоторых типов нуклеиновых кислот, например, в случае транспортных РНК.



Рефал-программа

Пример:

- Предикат распознавания симметрии последовательности символов.

```
Pal {
  s.M e.X s.M = <Pal e.X>;
  s.M = True;
      = True;
  e.X = False;
}
```

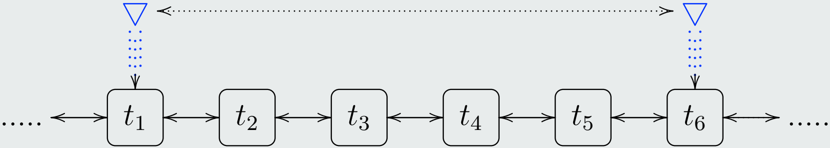
- Время распознавания (не)симметрии любой последовательности символов линейно от длины этой последовательности.

Рефал-машина (интерпретатор)

Данными языка программирования Рефал являются конечные последовательности термов.

Модель рабочей ленты Рефал-машины

Две головки, общающиеся одна с другой.



Лисп-машина (потомки языка Лисп)

Данными языков программирования – потомков Лиспа являются конечные списки термов.

Модель рабочей ленты Лисп-машины

$$t_1 \to t_2 \to t_3 \to t_4 \to t_5 \to t_6 \to \mathrm{NIL}$$

- Найдётся последовательность символов, (не)симметрия которой не может быть распознана в этой модели за линейное время от длины этой последовательности.
- Таких последовательностей очень много — «почти все».

Лисп-машина (потомки языка Лисп)

Данными языков программирования – потомков Лиспа являются конечные списки термов.

- Найдётся последовательность символов, (не)симметрия которой не может быть распознана в модели вычислений Лисп-машины за линейное время от длины этой последовательности.
- Таких последовательностей очень много — «почти все».

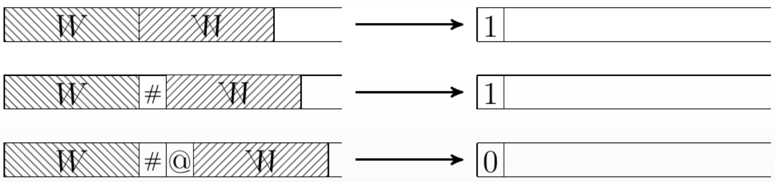
Определение

Пусть $S(n)$ — число слов длины n, обладающих свойством S, $E_S(n)$ — число слов длины n, обладающих как свойством S так и свойством E. Говорят, что почти все слова, обладающие свойством S, обладают и свойством E, если $\lim_{n\to\infty} \frac{E_S(n)}{S(n)} = 1$.

Краткая история вопроса

Модель вычислений: одноленточная машина Тьюринга.

- Для данного слова W длины n на лентах даны слова $U_1 = W\overline{W}$, $U_2 = W\prime\#\prime\overline{W}$, $U_3 = W\prime\#@\prime\overline{W}$.



Задача распознавания симметрии слова.

С середины 1960-х годов известно, что решение этой задачи требует времени пропорционального n^2 для почти всех слов W.

- Т.е. для любой машины Тьюринга $\mathcal{M}$, решающей эту задачу для всех слов, $\exists \epsilon, 0 < \epsilon \in \mathbb{R}, \exists N_0 \in \mathbb{N}$ т.ч. $\forall n > N_0$, для почти всех слов W длины n распознавание симметрии слов U_1, U_2 (посредством $\mathcal{M}$) длится дольше $\epsilon \times n^2$.

Краткая история вопроса

Модель вычислений: одноленточная машина Тьюринга.

С середины 1960-х годов известно, что решение задачи требует времени пропорционального n^2, где n — длина входного слова.

- Точная оценка:
  - $\Omega(n^2) \ni \mathrm{Time}(\mathcal{M}, W) \in \mathcal{O}(n^2)$, где $|W| = n$;
  - для любой машины Тьюринга $\mathcal{M}$, решающей эту задачу для всех слов, $\exists\, \epsilon > 0$, т.ч. для почти всех слов W, где $|W| = n$, $\epsilon n^2 < \mathrm{Time}(\mathcal{M}, W)$.
  - существует машина Тьюринга $\mathcal{M}_0$, решающая эту задачу для всех слов, $\exists\, C > 0$, т.ч. для всех слов W, где $|W| = n$, $\mathrm{Time}(\mathcal{M}_0, W) < Cn^2$.

Теорема Я.М. Барздиня

Модель вычислений: одноленточная машина Тьюринга.

С середины 1960-х годов известно, что решение задачи требует времени пропорционального n^2, где n — длина входного слова.

- Это один из первых результатов теории сложности вычислений.
  - Я.М. Барздинь. Сложность распознавания симметрии на машинах Тьюринга. Проблемы кибернетики. — 1965. — Т. 15. — С. 245-248.

Теорема Я.М. Барздиня

Модель вычислений: одноленточная машина Тьюринга.

Пусть $T(\mathcal{M}, x)$ — число шагов, которое требуется машине $\mathcal{M}$ для вычисления предиката $S(x)$, распознающего является слово $x \in \{0, 1\}^*$ симметричным или нет.

Теорема (Я. М. Барздинь, 1965 г.)

Для любой машины $\mathcal{M}$, которая реализует предикат симметрии, существует такая константа $\epsilon_{\mathcal{M}}$, что для почти всех симметричных слов x выполнено неравенство $T(\mathcal{M}, x) \geq \epsilon_{\mathcal{M}}|x|^2$.

Определения

Модель вычислений: одноленточная машина Тьюринга.

- На ленте дано слово x длины $n = |x|$.

$$\begin{array}{|c|c|c|c|c|c|c|c|c|c|c|c|}
\hline
\cdots & & & x_1 & x_2 & \cdots & x_i & \cdots & x_n & & & \cdots \\
\hline
\end{array}$$

$0 \quad 1 \quad 2 \quad i{-}1 \quad i \quad n{-}1 \quad n \quad n{+}1 \quad n{+}2$

Определение

Пусть машина $\mathcal{M}$ реализует предикат симметрии S. Пусть q_j есть состояние $\mathcal{M}$ при вычислении $S(x)$, когда она проходит через точку i в j-й раз.

- Следом слова x в точке i назовём $\mathrm{tr}[i\mathcal{M}(x)] = q_1 q_2 \ldots$.
- Пусть $\mathrm{pref}_i(x)$ есть i-й собственный префикс слова x, т.е. $\mathrm{pref}_i(x) = x_1 x_2 \ldots x_i$. Пусть $\mathrm{suff}_i(x) = x_{i+1} x_{i+2} \ldots x_{|x|}$, т.е. $x = \mathrm{pref}_i(x)\mathrm{suff}_i(x)$. В начальный момент времени вычисления любая точка i на ленте находится между $\mathrm{pref}_i(x)$ и $\mathrm{suff}_i(x)$.

Лемма 1

Если x и y — симметричные слова и $\exists$ общая для x, y точка i, т.ч. $\mathrm{pref}_i(x)\mathrm{suff}_i(y)$ — несимметричное слово, то $\mathrm{tr}[i\mathcal{M}(x)] \neq \mathrm{tr}[i\mathcal{M}(y)]$.

Доказательство (от обратного): Предположим, что для всех точек i выполнено равенство $\mathrm{tr}[i\mathcal{M}(x)] = \mathrm{tr}[i\mathcal{M}(y)]$. Рассмотрим слово $z = \mathrm{pref}_i(x)\mathrm{suff}_i(y)$. При вычислении $S(z)$ в начальный момент на ленте дано слово z:

			$\triangledown$								
$\dots$			x_1	x_2	$\dots$	x_i	y_{i+1}	$\dots$	$y_{\lvert y\rvert}$		$\dots$
		0	1	2	$i{-}1$	i	$i{+}1$	$\lvert y\rvert$	$\lvert y\rvert{+}1$	$\lvert y\rvert{+}2$	

$$\mathrm{tr}[i\mathcal{M}(x)] = \mathrm{tr}[i\mathcal{M}(y)] \Longrightarrow \mathrm{tr}[i\mathcal{M}(z)] = \mathrm{tr}[i\mathcal{M}(x)] = \mathrm{tr}[i\mathcal{M}(y)]$$

Следовательно, процесс вычисления $S(z)$ левее точки i совпадает с проц. выч. $S(x)$ левее точки i, а проц. выч. $S(z)$ правее точки i — с проц. выч. $S(y)$ правее точки i.

Это означает, что $S(z) \neq 0$, так как $S(x) \neq 0$ и $S(y) \neq 0$.

$\Rightarrow S(z) = 1$, что противоречит несимметричности слова z. $\square$

Пусть ζ — некоторое слово в алфавите Q состояний машины $\mathcal{M}$. Обозначим через $A^n(i,\zeta)$ максимальное множество симметричных слов x длины n, т.ч. $\mathrm{tr}[i\mathcal{M}(x)] = \zeta$.

Лемма 2

Для $i = 1, 2, \ldots, \left[\frac{n+1}{2}\right]$ верно неравенство $|A^n(i,\zeta)| \leq 2^{\left[\frac{n+1}{2}\right]-i}$.

Доказательство (от обратного):

Предположим, что $|A^n(i,\zeta)| > 2^{\left[\frac{n+1}{2}\right]-i}$. Из этого неравенства и из того, что число симметричных слов z длины n, для которых одинаковы $\mathrm{pref}_i(z)$ $\left(i \leq \left[\frac{n+1}{2}\right]\right)$, равно $2^{\left[\frac{n+1}{2}\right]-i}$, вытекает, что $\exists$ два симметричных слова $x, y \in A^n(i,\zeta)$, такие что $\mathrm{pref}_i(x) \neq \mathrm{pref}_i(y)$. Следовательно, слово $\mathrm{pref}_i(x)\mathrm{suff}_i(y)$ несимметричное.

Поэтому, из предположения следует, что $\exists$ симметричные слова x, y, для которых $\mathrm{tr}[i\mathcal{M}(x)] = \mathrm{tr}[i\mathcal{M}(y)] = \zeta$, а слово $\mathrm{pref}_i(x)\mathrm{suff}_i(y)$ несимметрично. Что противоречит лемме 1. $\square$

Лемма 3

Пусть $C \in \mathbb{N}$ и $A^n_C(i)$ обозначает максимальное множество симметричных слов x длины n, для которых $|\mathrm{tr}[i\mathcal{M}(x)]| < Cn$.

Лемма 3 (Следствие леммы 2)

Для $i = 1, 2, \ldots, \left[\frac{n+1}{2}\right]$ верно неравенство $|A^n_C(i)| < 2^{\left[\frac{n+1}{2}\right] - i + Cn \log r}$, где r — число внутренних состояний машины $\mathcal{M}$.

Доказательство:

Число различных следов длины, меньшей Cn, меньше r^{Cn}. Применение леммы 2 доказывает утверждение леммы 3. $\square$

- Т.е. $A^n_C(i)$ есть множество всех симметричных слов x длины n, т.ч. при вычислении $S(x)$ головка машины M проходит через точку i небольшое число раз (его порядок не более, чем линейный от n).

Пусть $C \in \mathbb{R}$ и B_C^n обозначает максимальное множество симметричных слов x длины n, для которых выполнено свойство:
если $x \in B_C^n$, тогда $\exists$ точка $i \in \left[\left[\frac{n}{4}\right], \left[\frac{n+1}{2}\right]\right]$ такая, что $|\mathrm{tr}[i\mathcal{M}(x)]| < Cn$.

Лемма 4

$|B_C^n| < \left(\left[\frac{n+1}{2}\right] - \left[\frac{n}{4}\right]\right) \times 2^{\left[\frac{n+1}{2}\right]-\left[\frac{n}{4}\right]+Cn\log r}$, где r — число внутренних состояний машины $\mathcal{M}$.

Доказательство: По определению B_C^n имеем:

$$B_C^n = A_C^n\left(\left[\frac{n}{4}\right]\right)\bigcup A_C^n\left(\left[\frac{n}{4}+1\right]\right)\bigcup\ldots\bigcup A_C^n\left(\left[\frac{n+1}{2}\right]\right) \Longrightarrow |B_C^n| \leq \sum_{i=\left[\frac{n}{4}\right]}^{i=\left[\frac{n+1}{2}\right]} |A_C^n(i)|$$

По лемме 3 для $i \in \left[\left[\frac{n}{4}\right], \left[\frac{n+1}{2}\right]\right]$ выполняется неравенство

$$|A_C^n(i)| < 2^{\left[\frac{n+1}{2}\right]-i+Cn\log r},$$

из которого следует утверждение леммы. $\square$

Лемма 4

Пусть $C \in \mathbb{R}$ и B_C^n обозначает максимальное множество симметричных слов x длины n, для которых выполнено свойство: если $x \in B_C^n$, тогда $\exists$ точка $i \in \left[\left[\frac{n}{4}\right], \left[\frac{n+1}{2}\right]\right]$ такая, что $|\mathrm{tr}[i\mathcal{M}(x)]| < Cn$.

Лемма 4

$|B_C^n| < \left(\left[\frac{n+1}{2}\right] - \left[\frac{n}{4}\right]\right) \times 2^{\left[\frac{n+1}{2}\right] - \left[\frac{n}{4}\right] + Cn\log r}$, где r — число внутренних состояний машины $\mathcal{M}$.

- Т.е. B_C^n есть множество всех симметричных слов x длины n, т.ч. при вычислении $S(x)$ головка машины $\mathcal{M}$ проходит через некоторую точку (хотя бы одну) на отрезке $\left[\left[\frac{n}{4}\right], \left[\frac{n+1}{2}\right]\right]$ небольшое число раз (его порядок не более, чем линейный от n).

Лемма 5 (Следствие леммы 4)

Пусть S^n есть множество всех симметричных слов x длины n, а D^n_C — множество $S^n \backslash B^n_C$, где $C \in \mathbb{R}$; $|S^n| = 2^{\left[\frac{n+1}{2}\right]}$.

Лемма 5

Существует такая константа $C \in \mathbb{N}$, что $\lim_{n\to\infty} \frac{|D^n_C|}{|S^n|} = 1$

Доказательство: По лемме 4 получаем:

$$\frac{|D^n_C|}{|S^n|} = 1 - \frac{|B^n_C|}{|S^n|} > 1 - \frac{\left(\left[\frac{n+1}{2}\right] - \left[\frac{n}{4}\right]\right) \times 2^{\left[\frac{n+1}{2}\right] - \left[\frac{n}{4}\right] + Cn \log r}}{2^{\left[\frac{n+1}{2}\right]}},$$

где r — число внутренних состояний машины $\mathcal{M}$. Машина $\mathcal{M}$ произвольная, но фиксированная, следовательно r фиксировано. □

- Т.е. D^n_C есть множество всех симметричных слов x длины n, т.ч. при вычислении $S(x)$ головка машины $\mathcal{M}$ проходит через каждую точку на отрезке $\left[\left[\frac{n}{4}\right], \left[\frac{n+1}{2}\right]\right]$ большое число раз (его порядок больше, чем линейный от n).

Пусть $T(\mathcal{M}, x)$ — число шагов, которое требуется машине $\mathcal{M}$ для вычисления предиката $S(x)$, распознающего является слово $x \in \{0,1\}^*$ симметричным или нет.

Теорема (Я. М. Барздинь, 1965 г.)

Для любой машины $\mathcal{M}$, которая реализует предикат симметрии, существует такая константа $\epsilon_{\mathcal{M}}$, что для почти всех симметричных слов x выполнено неравенство $T(\mathcal{M}, x) \geq \epsilon_{\mathcal{M}}|x|^2$.

Доказательство: Пусть $C_0 \in \mathbb{R}$ есть некоторая константа, для которой $\lim_{n\to\infty} \frac{|D^n_{C_0}|}{|S^n|} = 1$.

- Из определения множества $D^n_{C_0} \implies$ что, если $x \in D^n_{C_0}$, то $\forall i \in \left[\left[\frac{n}{4}\right], \left[\frac{n+1}{2}\right]\right] .\ |\mathrm{tr}\,[i\mathcal{M}(x)]| \geq C_0 n$.
- Каждая буква каждого следа слова x соответствует определенному шагу машины $\mathcal{M}$ при вычислении $S(x)$.
$\implies \forall x \in D^n_{C_0} .\ T(\mathcal{M}, x) \geq \left(\left[\frac{n+1}{2}\right] - \left[\frac{n}{4}\right]\right) \times C_0 n$.
- $\implies \exists \epsilon_{\mathcal{M}} \in \mathbb{R}.\ T(\mathcal{M}, x) \geq \epsilon_{\mathcal{M}}|x|^2$.
- Следовательно, учитывая лемму 5, теорема доказана. $\square$

Рефал-5 / Version-ПЗ / Windows-10 / x86_64

Unicode-версия Рефала-5 перенесена под ОС Windows-10 / x86_64.

- cmd-консольное приложение.
- Использует кодировку UTF-8.
    - Активная кодовая страница должна быть установлена как 65001 (UTF-8).
    - Исходные тексты программ на Рефале-5 должны быть в кодировке UTF-8.
- Пока недостаточно протестирована.
- Для желающих потестировать:

http://refal.botik.ru/refal5/ref5_windows-10_x86_64_untested_250617.zip

- Далее два снимка демонстрационных экранов.
    - И живая демонстрация.

Поддержка Кириллицы и китайских иероглифов

Исходный текст программы и его результат работы.

```
c:\nemytykh\Bureaucrat\Project2025\refal-64-unicode\ref5_win10_x64_untested>type examples\Chinese.ref

$ENTRY Go {  = <Prout '會 倪 佃 皀 偯'>
               <Prout "АӠ̆БУӃА">; }



c:\nemytykh\Bureaucrat\Project2025\refal-64-unicode\ref5_win10_x64_untested>refc examples\Chinese

c:\nemytykh\Bureaucrat\Project2025\refal-64-unicode\ref5_win10_x64_untested>refgo examples\Chinese
會 倪 佃 皀 偯
АӠ̆БУӃА

c:\nemytykh\Bureaucrat\Project2025\refal-64-unicode\ref5_win10_x64_untested>type examples\Sirin.ref
```

Церковно-славянский шрифт

Фрагмент исходного текста программы.

```
c:\nemytykh\Bureaucrat\Project2025\refal-64-unicode\ref5_win10_x64_untested>type examples\Sirin.ref
$ENTRY Go {
  = <Prout '\n' <Length Plural 'Любѝ до́брое собєсѣ́дованїє, ѿ ѕлы́хъ же бєсѣ́дъ ѻ҆ѹдалѧ́йсѧ:\nѯане́ '
                   'ни волшє́бникъ, ни раѯбо́йникъ, ни гробораѯори́тєль та́ко роди́шасѧ,\n'
                   'но та́ко наѵчи́шасѧ ѿ чєловѣ́кѡвъ, растлє́нныхъ ѻ҆ѹмо́м ѿ сатаны́.'>>

    <Prout '\n' <Length Plural 'И ꙗ҆́коже т��ло, а́ше хлѣба не прїи́мєтъ, жи́во бы́ти нє мо́жєтъ:\n'
                   'та́ко и дѹша̀, а́ще нє прїи́мєтъ пи́щи своєѧ́, мєртва̀ є́сть. И҆́бо чєловѣ́къ сѹгѹ́бъ є́сть,\n'
                   'и҆́ѯ дѹшѝ и тѣ́ла. И сєгѡ̀ ра́ди глаго́лашє Сп҃съ:\n '
                   'нє ѡ хлѣбѣ єди́номъ жи́въ бѹ́дєтъ чєловѣ́къ.'
                   >>;

/*                   Любѝ до́брое собєсѣ́дованїє, ѿ ѕлы́хъ же бєсѣ́дъ ѻ҆ѹдалѧ́йсѧ:\nѯане́ '
                   'ни волшє́бникъ, ни раѯбо́йникъ, ни гробораѯори́тєль та́ко роди́шасѧ,\n'
                   'но та́ко наѵчи́шасѧ ѿ чєловѣ́кѡвъ, растлє́нныхъ ѻ҆ѹмо́м ѿ сатаны́.'>>    ;

                   ҆
                   */
}
```

Церковно-славянский шрифт

Результат работы программы.

```
c:\nemytykh\Bureaucrat\Project2025\refal-64-unicode\ref5_win10_x64_untested>refc examples\Sirin.ref

c:\nemytykh\Bureaucrat\Project2025\refal-64-unicode\ref5_win10_x64_untested>refgo examples\Sirin

Люби̑ до́брое собесѣ́дованїе, ѿ ѕлы́хъ же бесѣ́дъ ѻ҆ꙋдалѧ́йсѧ:
ѯане́ ни волше́бникъ, ни раѯбо́йникъ, ни гробораѯори́тель та́ко роди́шасѧ,
но та́ко наꙋчи́шасѧ ѿ человѣ́кѡвъ, растле́нныхъ ѻ҆ꙋмо́м ѿ сатаны́.

 В этой цитате 196 символов, включая пробелы и символы перевода строки.



И ꙗ҆́коже тѣ́ло, а҆́ше хлѣба не прїи́метъ, жи́во бы́ти не мо́жетъ:
та́ко и дꙋша̀, а҆́ще не прїи́метъ пи́щи своеѧ́, мертва̀ е҆́сть. И҆́бо человѣ́къ сꙋгꙋ́бъ е҆́сть,
и҆́ѯ дꙋшѝ и тѣ́ла. И сегѡ҆̀ ра́ди глаго́лаше Сп҃съ:
 не ѡ҆ хлѣбѣ̀ еди́номъ жи́въ бꙋ́детъ человѣ́къ.

 В этой цитате 246 символов, включая пробелы и символы перевода строки.



c:\nemytykh\Bureaucrat\Project2025\refal-64-unicode\ref5_win10_x64_untested>
```