

Теория и реализация языков программирования.

Задание 3: Вычислительные возможности конечных автоматов

Сергей Володин, 272 гр.

задано 2013.09.18

Упражнение 1

Пусть $\sim \subset X \times X$. $C(x) = \{z \in X | x \sim z\}$, $C(y) = \{w \in X | y \sim w\}$.

Пусть $\exists z \in C(x) \cap C(y)$. Тогда $x \sim z, y \sim z$, и $w \in C(x) \stackrel{\text{def}}{\Leftrightarrow} x \sim w \stackrel{\substack{\text{транз.} \\ \text{симм.}}}{\Leftrightarrow} z \sim w \stackrel{y \sim z}{\Leftrightarrow} y \sim w \stackrel{\text{def}}{\Leftrightarrow} w \in C(y)$, то есть, $C(x) = C(y)$.

В противном случае $\neg(\exists z \in C(x) \cap C(y)) \Leftrightarrow C(x) \cap C(y) = \emptyset$. Получаем, что возможны два случая:

1. $C(x) \cap C(y) = \emptyset$ (не пересекаются)
2. $C(x) = C(y)$ (совпадают)

Упражнение 2

Пусть $\varphi: \Sigma^* \supseteq X \longrightarrow \Delta^*$. $\varphi(\sigma_i) \stackrel{\text{def}}{=} \delta_i \in \Delta^*$, $|\sigma_i| = 1$.

1. (*единственность*) Предположим, что существует такое φ — морфизм. Тогда $\forall w = w_1 \dots w_n \in X, |w_i| = 1 \hookrightarrow \varphi(w) \equiv \varphi(w_1 \dots w_n) = \varphi(w_1) \cdot \varphi(w_2 \dots w_n) = \dots = \varphi(w_1) \cdot \dots \cdot \varphi(w_n) \in \Delta^*$. Для $w = \varepsilon$ получаем $\varphi(\varepsilon) = \varepsilon$, так как φ — морфизм: $w_0 \stackrel{\text{def}}{=} \varphi(\varepsilon) = \varepsilon$. $\varphi(\varepsilon) \equiv \varphi(\varepsilon\varepsilon) = \varphi(\varepsilon)\varphi(\varepsilon) = w_0w_0 \Rightarrow w_0 = w_0w_0 \Rightarrow |w_0| = |w_0||w_0| \Rightarrow w_0 = \varphi(\varepsilon) = \varepsilon$.

Таким образом, получаем, что такой морфизм единственный (если существует).

2. (*существование*) Докажем, что определенное выше отображение φ — морфизм: пусть $x, y \in X$. Рассмотрим случаи:
 - a. $|x| = 0, |y| = 0 \Rightarrow \varphi(xy) = \varphi(\varepsilon\varepsilon) = \varphi(\varepsilon) = \varepsilon = \varepsilon\varepsilon = \varphi(\varepsilon)\varphi(\varepsilon)$
 - b. $|x| = 0, |y| > 0 \Rightarrow \varphi(xy) = \varphi(y) = \varepsilon\varphi(y) = \varphi(x)\varphi(y)$
 - c. $|x| > 0, |y| = 0 \Rightarrow \varphi(xy) = \varphi(x) = \varphi(x)\varepsilon = \varphi(x)\varphi(y)$
 - d. $|x| > 0, |y| > 0 \Rightarrow \varphi(xy) = \varphi(x_1 \dots x_m y_1 \dots y_n) = \underbrace{\varphi(x_1) \dots \varphi(x_m)}_{\varphi(x)} \underbrace{\varphi(y_1) \dots \varphi(y_n)}_{\varphi(y)} = \varphi(x)\varphi(y)$.

Таким образом, если заданы значения $\varphi(\sigma_i), \sigma_i \in X \subset \Sigma^*$, то морфизм $\varphi: \Sigma^* \supseteq X \longrightarrow \Delta^*$ с этими значениями существует и единственен.

Задача 1

Определим $R_3: \text{REG} \ni X \longrightarrow \mathbb{N} \cup \{0\}$ — количество применений правила 3 из определения регулярности X . В случае $X = AB$ или $X = A|B$, $A, B \in \text{REG}$ $R_3(X) \stackrel{\text{def}}{=} 1 + R_3(A) + R_3(B)$. В случае $X = A^*$, $A \in \text{REG}$, определим $R_3(X) \stackrel{\text{def}}{=} 1 + R_3(A)$. В случае $X = \emptyset$ или $X = \{\sigma\}$ определим $R_3(X) \stackrel{\text{def}}{=} 0$. Функция $R_3(X)$ определена корректно, так как определение регулярного языка корректное.

Пусть $\varphi: \Sigma^* \supset X \longrightarrow Y \subset \Delta^*$ — морфизм, $X \in \text{REG}$. Докажем, что $Y \equiv \varphi(X) \in \text{REG}$ индукцией по $R_3(X)$:

$P(i) = (\forall X \in \text{REG}: R_3(X) \leq i \forall \varphi \text{ — морфизм} \hookrightarrow \varphi(X) \in \text{REG})$.

1. Докажем $P(0)$: пусть $X \in \text{REG}: R_3(X) = 0$. Тогда X получен без применения третьего правила. Значит, $\forall \varphi$ — морфизм либо $X = \emptyset \Rightarrow \varphi(X) = \emptyset$, либо $X = \{\sigma\} \Rightarrow \varphi(X) = \{\varphi(\sigma)\} = \{w\}, w \in \Delta^*$.

Докажем, что $\Delta^* \supset \{w\} \in \text{REG}$. $\{w\} \equiv \{\sigma_1 \dots \sigma_n\} \equiv \{\sigma_1\} \cdot \dots \cdot \{\sigma_n\}$. Поскольку $\{\sigma_i\} \in \text{REG}$, и регулярные языки замкнуты относительно конкатенации (по определению), получаем требуемое.

Итак, $\varphi(X) \in \text{REG}$ ■

2. Пусть $P(n)$. Докажем $P(n+1)$. Пусть $\text{REG} \ni X: R_3(X) \leq n+1$. Если $R_3(X) < n+1$, $P(n) \Rightarrow X \in \text{REG}$.

✂ $X: R_3(X) = n+1$. Возможны случаи:

- a. $X = WZ$, $W, Z \in \text{REG}$. Тогда $\varphi(X) \equiv \varphi(WZ) = \{\varphi(wz) | w \in W, z \in Z\} = \{\varphi(w)\varphi(z) | w \in W, z \in Z\} = \{\varphi(w) | w \in W\} \cdot \{\varphi(z) | z \in Z\} = \varphi(W)\varphi(Z)$. $R_3(X) = 1 + R_3(W) + R_3(Z) = n+1 \Rightarrow R_3(W), R_3(Z) \leq n \stackrel{P(n)}{\Rightarrow} \varphi(W), \varphi(Z) \in \text{REG} \Rightarrow \varphi(X) = \varphi(W)\varphi(Z) \in \text{REG}$.

- b. $X = W|Z$, $W, Z \in \text{REG}$. Тогда $\varphi(X) \equiv \varphi(W|Z) \equiv \varphi(W)|\varphi(Z)$. Аналогично $R_3(W), R_3(Z) \leq n \xrightarrow{P(n)} \varphi(W), \varphi(Z) \in \text{REG} \Rightarrow \varphi(X) = \varphi(W)|\varphi(Z) \in \text{REG}$.
- c. $X = W^*$, $W \in \text{REG}$. Тогда $R_3(X) = 1 + R_3(W) = n + 1 \Rightarrow R_3(W) = n \xrightarrow{P(n)} \varphi(W) \in \text{REG} \Rightarrow \varphi(W^*) = \varphi(\varepsilon|W|WW|\dots) = \varphi(\varepsilon)|\varphi(W)|\varphi(WW)\dots \stackrel{\varphi(\varepsilon)=\varepsilon}{=} \varepsilon|\varphi(W)|\varphi(WW)\dots = \varphi(W)^* \in \text{REG}$.

Получаем $\forall i \geq 0 \hookrightarrow P(i) \Rightarrow \forall X \in \text{REG} \forall \varphi - \text{морфизм} \hookrightarrow \varphi(X) \in \text{REG} \blacksquare$

Задача 2

- Нет. Пусть $\Sigma = \{0, 1\}$, $L = \Sigma^*$. Определим $\varphi: L \longrightarrow L: \forall w \in L \hookrightarrow \varphi(w) = \varepsilon$. В этом случае φ — морфизм, так как $\forall x \in L \forall y \in L \hookrightarrow \varphi(xy) = \varepsilon = \varepsilon\varepsilon = \varphi(x)\varphi(y)$. Тогда $\forall \varnothing \neq X \subset L \hookrightarrow \varphi(X) = \{\varepsilon\}$, так как $\forall w \in L \hookrightarrow \varphi(w) = \varepsilon$. Поскольку $\varphi(\varepsilon) = \varepsilon \in L$, $\varphi^{-1}(\varepsilon) \ni \varepsilon \Rightarrow \varphi^{-1}(L) \supset \{\varepsilon\} \neq \varnothing \Rightarrow \varphi^{-1}(L) \neq \varnothing \Rightarrow \varphi(\varphi^{-1}(L)) = \{\varepsilon\} \neq L$. Таким образом, $\exists L \subseteq \Sigma^* \exists \varphi - \text{морфизм}: \varphi(\varphi^{-1}(L)) \neq L$.
- Нет. Пусть $\Sigma = \{a, b\}$, $L = \{b\}^*$, $\varphi(a) \stackrel{\text{def}}{=} \varphi(b) \stackrel{\text{def}}{=} a$. Доопределим φ так, чтобы оно было морфизмом (это возможно, см. упражнение 2). Тогда $\varphi(L) \equiv \varphi(\{b^*\}) \ni \varphi(b) = a \Rightarrow \varphi^{-1}(\varphi(L)) \supset \varphi^{-1}(a) \ni a \notin L \Rightarrow \varphi^{-1}(\varphi(L)) \not\subseteq L \Rightarrow \varphi^{-1}(\varphi(L)) \neq L$. Таким образом, $\exists L \subseteq \Sigma^* \exists \varphi - \text{морфизм}: \varphi^{-1}(\varphi(L)) \neq L$.
- Нет. Пусть $\Sigma = \{a, b\}$, $L = \{ab\}$, морфизм $\varphi: \Sigma^* \longrightarrow \Sigma^*$ — из предыдущего пункта. Тогда $\varphi(L) = \{\varphi(ab)\} = \{\varphi(a)\varphi(b)\} = \{aa\}$, $\varphi^{-1}(L) = \{x \in \Sigma^* | \varphi(x) \in \{ab\}\} = \{x \in \Sigma^* | \varphi(x) = ab\} = \varnothing$, так как $\varphi(\Sigma^*) = \varphi((a|b)^*) \stackrel{1.2.c}{=} (\varphi(a|b))^* = \{\varphi(a), \varphi(b)\}^* = \{a\}^* = a^* \not\ni ab$. Тогда $\varphi(\varphi^{-1}(L)) = \varphi(\varnothing) = \varnothing \not\ni aa \in \varphi^{-1}(aa) = \varphi^{-1}(\varphi(L))$. Таким образом, $\exists L \subseteq \Sigma^* \exists \varphi - \text{морфизм}: \varphi(\varphi^{-1}(L)) \neq \varphi^{-1}(\varphi(L))$.

Упражнение

Докажем, что не всякий обратный морфизм — морфизм, то есть $\exists \Sigma \exists \Delta \exists \varphi: \Sigma^* \longrightarrow \Delta^*: \exists w_1 \in \Delta^* \exists w_2 \in \Delta^*: \varphi^{-1}(w_1 w_2) \neq \varphi^{-1}(w_1) \cdot \varphi^{-1}(w_2)$ (здесь немного модифицировано определение морфизма для φ^{-1} , так как множество значений φ^{-1} — это 2^{Σ^*} , а не Σ^*).

Пусть $\Sigma = \Delta = \{a, b\}$, $\varphi(a) \stackrel{\text{def}}{=} \varphi(b) \stackrel{\text{def}}{=} ab$. Доопределим φ так, чтобы оно было морфизмом (это возможно, см. упражнение 2). Тогда $\varphi^{-1}(a) = \varphi^{-1}(b) = \varnothing$, так как $\forall \varepsilon \neq w \in \Sigma^* \hookrightarrow |\varphi(w)| \geq 2$ и $|\varphi(\varepsilon)| = |\varepsilon| = 0$, то есть, значение $|\varphi(w)| = 1$ не достигается. Отсюда $\varphi^{-1}(a) \cdot \varphi^{-1}(b) = \varnothing$, но $\varphi^{-1}(ab) \supset \{a, b\} \Rightarrow \varphi^{-1}(ab) \neq \varnothing$. Поэтому $\varphi^{-1}(ab) \neq \varphi^{-1}(a)\varphi^{-1}(b)$ ■

Задача 3

$\Delta^* \supset L \in \text{REG} \Rightarrow \exists \mathcal{A} = (Q, \Delta, q_0, \gamma, F), Q = \{q_0, \dots, q_n\}$ — ДКА: $L(\mathcal{A}) = L$. Построим НКА $\mathcal{A}' = (Q', \Sigma, q_0, \gamma', F)$ для $L^{-1} \stackrel{\text{def}}{=} \varphi^{-1}(L)$.

- (a) $Q' \stackrel{\text{def}}{=} Q \cup \bigcup_{\substack{i, j \in \overline{0, n}, \delta \in \Delta \\ \gamma(q_i, \delta) = q_j}} \{q_\delta^{ijl} | l \in \overline{1, \varphi(\delta) - 1}\}$ — для каждого перехода добавляются $\varphi(w) - 1$ состояний.
- (b) $\gamma'(q, \sigma) = \{$

Задача 4

Пусть языки $\Sigma^* \supset X, Y \in \text{REG}$. Докажем, что

- $X \cup Y \in \text{REG}$: из определения регулярности $\forall X, Y \in \text{REG} \hookrightarrow X \cup Y \in \text{REG} \blacksquare$
- $\overline{X} \stackrel{\text{def}}{=} \Sigma^* \setminus X \in \text{REG}$: $X \in \text{REG} \Rightarrow \exists$ полный ДКА $\mathcal{A}: L(\mathcal{A}) = X$. $F' \stackrel{\text{def}}{=} Q \setminus F$, \mathcal{A}' — автомат \mathcal{A} с множеством принимающих состояний F' . Докажем, что $L(\mathcal{A}') = \Sigma^* \setminus X$: $w \in \Sigma^*$, $(q_0, w) \vdash^* (q_w, \varepsilon)$ (здесь используется полнота). $w \in X \Leftrightarrow w \in L(\mathcal{A}) \Leftrightarrow q_w \in F \Leftrightarrow \neg(q_w \in Q \setminus F) \Leftrightarrow \neg(q_w \in F') \Leftrightarrow \neg(w \in L(\mathcal{A}'))$. Но $w \in X \Leftrightarrow \neg(w \in \Sigma^* \setminus X)$, откуда $\neg(w \in \Sigma^* \setminus X) \Leftrightarrow \neg(w \in L(\mathcal{A}'))$ и Получаем ДКА $\mathcal{A}': L(\mathcal{A}') = \Sigma^* \setminus X \xrightarrow[\text{семинаре}]{\text{на}} \Sigma^* \setminus X \in \text{REG} \blacksquare$
- $X \cap Y \in \text{REG}$: $X \cap Y = \overline{\overline{X \cup Y}}$. $X, Y \in \text{REG} \xrightarrow{(2)} \overline{X}, \overline{Y} \in \text{REG} \xrightarrow{(1)} \overline{X \cup Y} \in \text{REG} \xrightarrow{(2)} \overline{\overline{X \cup Y}} \in \text{REG} \blacksquare$

$$w \in X \cap Y \Leftrightarrow \begin{cases} w \in X \\ w \in Y \end{cases} \Leftrightarrow \begin{cases} \neg(w \in \overline{X}) \\ \neg(w \in \overline{Y}) \end{cases} \Leftrightarrow \neg \left[\begin{matrix} w \in \overline{X} \\ w \in \overline{Y} \end{matrix} \right] \Leftrightarrow \neg(w \in \overline{X \cup Y}) \Leftrightarrow w \in \overline{\overline{X \cup Y}} \text{ (подразумевается } w \in \Sigma^*) \blacksquare$$
- $X \setminus Y \in \text{REG}$: $X \setminus Y = X \cap \overline{Y}$. $Y \in \text{REG} \xrightarrow{(2)} \overline{Y} \in \text{REG} \xrightarrow{(3)} X \cap \overline{Y} \in \text{REG} \blacksquare$

$$w \in X \cap \overline{Y} \Leftrightarrow \begin{cases} w \in X \\ w \in \overline{Y} \end{cases} \Leftrightarrow \begin{cases} w \in X \\ \neg(w \in Y) \end{cases} \Leftrightarrow w \in X \setminus Y \text{ (подразумевается } w \in \Sigma^*) \blacksquare$$

Задача 5

$\Sigma \stackrel{\text{def}}{=} \{a\}$. Предположим, что $\Sigma^* \subset L = \{a^{2^n} | n \geq 0\} \in \text{REG} \stackrel[\text{о накачке}]{\text{по лемме}} \Rightarrow \exists p = p_0 \geq 1: \forall w \in L \hookrightarrow (w = xyz, |y| \geq 1, |xy| \leq p, (\forall i \geq 0 \hookrightarrow xy^i z \in L))$. Фиксируем $n = n_0 = p, w_0 = a^{2^p} \in L$. Получаем $w_0 = x_0 y_0 z_0, |y_0| \geq 1, |x_0 y_0| \leq p$. Поскольку $L \subset a^*, y \in a^*$, откуда $y = a^j, j \geq 1$. Аналогично $x = a^i, z = a^k \Rightarrow w_0 = a^{2^p} = xyz = a^{i+j+k} \Rightarrow i+j+k = 2^p$. По лемме должно выполняться $xy^2 z = a^{i+2j+k} \in L \Rightarrow a^{i+2j+k} = a^{2^q}$, откуда $i+2j+k = 2^q \Rightarrow j = 2^q - 2^p \geq 2^{p+1} - 2^p = 2^p(2-1) = 2^p$. Но $|x_0 y_0| \leq p \Rightarrow |y_0| \leq p$. Получаем $p \geq |y_0| = j \geq 2^p$ — противоречие, т.к. $\forall p \geq 1 \hookrightarrow p < 2^p$.

Значит, предположение неверно, и $L \notin \text{REG}$ ■

Задача 6

1. Да. $L_1 = \{a^{2013n+5} | n \in \mathbb{N} \cup \{0\}\} \cap \{a^{509k+29} | k \in \mathbb{N}, k \geq 401\}$. $w \in L_1 \Leftrightarrow \exists n_w \in \mathbb{N} \cup \{0\}, 401 \leq k_w \in \mathbb{N}: w = a^{2013n_w+5} = a^{509k_w+29}$.

Решим в целых числах $2013n + 5 = 509k + 29 \Leftrightarrow 2013n - 509k = 24 \Leftrightarrow (*)$ — линейное диофантово уравнение, $24:1 = \gcd(2013, 509) \Rightarrow$ решение существует, и $(*) \Leftrightarrow \left\| \begin{smallmatrix} n \\ k \end{smallmatrix} \right\| = \left\| \begin{smallmatrix} x_0 \\ y_0 \end{smallmatrix} \right\| + t \left\| \begin{smallmatrix} x \\ y \end{smallmatrix} \right\|; x_0, y_0, x, y, t \in \mathbb{Z}, x_0, y_0, x, y$ — фиксированные, $t \geq t_0$ — параметр. Тогда $2013n + 5 = 509k + 29 = 2013(x_0 + xt) + 5 = pt + q, p, q \in \mathbb{Z}$ — фиксированные, $\mathbb{Z} \ni t \geq 0$ — параметр.

Получаем $L_1 = \{a^{pt+q} | \mathbb{Z} \ni t \geq 0\} = \{a^{pt} | \mathbb{Z} \ni t \geq 0\} \cdot \{a^q\} = \{(a^p)^t | \mathbb{Z} \ni t \geq 0\} \cdot \{a^q\} = (a^p)^* a^q \equiv \underbrace{(a \dots a)}_p^* \underbrace{a \dots a}_q$ — задается регулярным выражением ■

2. Нет. Предположим, что $L_2 = \{a^{200n^2+1} | \mathbb{Z} \ni n \geq 1000\} \in \text{REG} \stackrel[\text{о накачке}]{\text{по лемме}} \Rightarrow \exists p \geq 1: \forall w \in L_2 \hookrightarrow (w = xyz, |y| \geq 1, |xy| \leq p, (\forall i \geq 0 \hookrightarrow xy^i z \in L_2))$. Выберем $\mathbb{Z} \ni n = \max\{p, 1000\} \geq 1000 \Rightarrow w \stackrel{\text{def}}{=} a^{200n^2+1} \in L_2$. Получаем $\exists x, y, z: |y| \geq 1, |xy| \leq p: w = xyz$, откуда $x = a^i, y = a^j, z = a^k, i+j+k = 200n^2+1$. Также получаем $xy^2 z \in L_2$. Но $xy^2 z = a^{i+2j+k} = a^{200m^2+1} \Rightarrow i+2j+k = 200m^2+1 \geq 200(n+1)^2+1 \Rightarrow j \geq [200(n+1)^2+1] - [200n^2+1] = 200+400n \geq 200+400p$. С другой стороны, $|xy| \leq p \Rightarrow j = |y| \leq p \Rightarrow p \geq j \geq 200+400p \Rightarrow 399p+200 \leq 0$ при $p \geq 1$ — противоречие.

Значит, предположение неверно, и $L_2 \notin \text{REG}$ ■

- 3,4. **Можно не читать, доказательство не закончено** Да. $L_3 = \{\text{itoa}_2(x) | 0 \leq x \bmod 3 = 2\}$, где $\text{itoa}_2(x)$ — запись числа x в двоичной системе счисления, начиная со старших разрядов. Построим ДКА $\mathcal{A}: L(\mathcal{A}) = L_3$, чем докажем $L_3 \in \text{REG}$. Реализуем алгоритм деления в столбик на конечном автомате \mathcal{A} . Формализуем деление на 3 в столбик с остатком в двоичной системе счисления. Пусть $|\text{itoa}_2(x)| = n$. Функции $p, r: \overline{0, n} \rightarrow \mathbb{N} \cup \{0\}$. $P(i) \stackrel{\text{def}}{=} \{x = 3p(i) + r(i), r(i) < 3 \cdot 2^{n-i}\}$. Определим эти функции индуктивно и докажем $\forall i \in \overline{0, n} \hookrightarrow P(i)$.

(a) Определение: $p(0) \stackrel{\text{def}}{=} 0, r(0) \stackrel{\text{def}}{=} x$. Доказательство $P(0): x = 3 \cdot 0 + x, r(0) = x = \sum_{k=0}^{n-1} 2^k x_{n-k} < 2^n < 3 \cdot 2^n$.

(b) Пусть $p(k), r(k)$ определены для $k \in \overline{0, i}, \forall k \in \overline{0, i} \hookrightarrow P(k)$. Определим $p(i+1), r(i+1)$ и докажем $P(i+1)$

1. Если $r(i) < 3 \cdot 2^{n-i-1}$, то $p(i+1) \stackrel{\text{def}}{=} p(i), r(i+1) \stackrel{\text{def}}{=} r(i)$. $x \stackrel{P(i)}{=} 3p(i) + r(i) \equiv 3p(i+1) + r(i+1), r(i+1) \equiv r(i) \stackrel{\text{случай}}{<} 3 \cdot 2^{n-i-1} \Rightarrow P(i+1)$ ■
2. Иначе, если $r(i) \geq 3 \cdot 2^{n-i-1}$, $p(i+1) \stackrel{\text{def}}{=} p(i) + 2^{n-i-1}, r(i+1) \stackrel{\text{def}}{=} r(i) - 3 \cdot 2^{n-i-1} \stackrel{\text{случай}}{\geq} 0 \Rightarrow 3p(i+1) + r(i+1) = 3p(i) + 3 \cdot 2^{n-i+1} + r(i) - 3 \cdot 2^{n-i+1} = 3p(i) + r(i) = x$. $r(i) \stackrel{P(i)}{<} 3 \cdot 2^{n-i} \Leftrightarrow r(i) < 3 \cdot 2^{n-i-1} + 3 \cdot 2^{n-i-1} \Leftrightarrow r(i) - 3 \cdot 2^{n-i-1} < 3 \cdot 2^{n-i-1} \Leftrightarrow r(i+1) < 3 \cdot 2^{n-i-1}$. Получаем $P(i+1)$ ■

Получаем $P(n) \Rightarrow x = 3p(n) + r(n), r(n) < 3 \cdot 2^{n-n} = 3 \Rightarrow p(n)$ — частное, $r(n)$ — остаток.

Дальше была идея формально доказать, что строку можно разбить на куски длиной не более, чем 3 символа $\{0, 11, 101, 100\}$ («пропусков» вида (b.1) не больше трех подряд не в конце и не в начале слова) и что после прочтения каждого куска можно только хранить одно из трех чисел $\{0, 1, 2\}$ в состоянии автомата, а в конце это число и будет остатком...