УДК 62.506.2.

А. Ф. ОСЫКА

Харьковский институт радиоэлектроники

К ВОПРОСУ О МОДЕЛИРОВАНИИ ГРАММАТИЧЕСКОЙ ОБРАБОТКИ ИМЕН ЧИСЛИТЕЛЬНЫХ

Для более широкого и эффективного использования электронной вычислительной техники необходимы ЭВМ, воспринимающие и выдающие информацию на естественном языке. Для автоматической переработки словесной информации требуется построить математическое описание языковой системы, которое можно получить, моделируя способность человека владеть языком. В основе ее лежит способность к обработке отдельных слов: ведь человек изучает и помнит язык прежде всего через слово.

Важной составной частью проблемы кибернетического моделирования процессов обработки русских слов является построение моделей свойственных человеку процессов грамматической обработки числительных. К этим процессам относятся, например, такие: распознавание числительных и определение их грамматических признаков, определение их лексического (числового) значения, синтез словоформ числительных и их словоизменение, классификация по значениям отдельных признаков и т. п. Модели грамматической обработки числительных необходимы не только потому, что они позволяют автоматизировать обработку числительных, которые выражают существенную, особенно в научно-технических текстах, количественную информацию. Основная причина, по которой числительные привлекают к себе внимание как объект изучения и моделирования, заключается в некоторых их структурных особенностях, отсутствующих или не в такой степени выраженных в словах других частей речи [1]. Среди этих особенностей можно назвать такие: в числительных стерта грань между словом и словосочетанием, словоупотреблением и словообразованием; числительное может содержать наибольшее количество основ и флексий по сравнению со словами других частей речи; широко распространен аналитизм словоформ и т. п. Благодаря этим особенностям числительные представляют собой наиболее общий случай грамматической структуры слов русского языка. Поэтому изучение и моделирование системы числительных имеет большое значение для понимания устройства и функционирования единиц языка и всей языковой системы в целом.

В основе предлагаемой модели грамматической обработки числительных лежит специальный психофизический эксперимент. Испытуемому предъявляют произвольное десятичное число x как символ лексического значения некоторого числительного, произвольную конечную последовательность букв y, которая может содержать также пробелы ($\sqcup$) и рассматривается в качестве словоформы числительного, набор грамматических признаков $v_1, \ldots, v_n$, свойственных числительным. Если лексическое значение x, словоформа y и грамматические признаки $v_1, \ldots, v_n$ согласуются друг с другом в соответствии с нормами языка, то испытуемый отвечает «да», а в противном случае следует ответ «нет». В таком эксперименте испытуемый своим поведением реализует «морфологическую» функцию [2]:

$$P(x,\ y,\ v_1,\ \ldots,\ v_n) = P(x,\ y,\ z) = t, \qquad (1)$$

где $t \in \{\text{нет}, \text{да}\} = \{0, 1\}$; $x \in X = \{1, 2, \ldots, N\}$; $y \in Y = E \times \ldots \times E = E^m$, $E = \{\text{а, б}, \ldots, \text{я}, \sqcup\}$; $v_1 \in V_1 = \{$числительное, нечислительное$\} = \{$ч, —$\}$; $v_2 \in V_2 = \{$количественное, порядковое$\} = \{$к, п$\}$; $v_3 \in V_3 = \{$мужской, женский, средний, отсутствует$\} = \{$м, ж, с, —$\}$; $v_4 \in V_4 = \{$множественное, единственное, отсутствует$\} = \{$м, е, —$\}$; $v_5 \in V_5 = \{$им., род., дат., вин., твор., предл.$\} = \{$и, р, д, в, т, п$\}$; $v_6 \in V_6 = \{$одушевл., неодушевл., отсутствует$\} = \{$о, н, —$\}$; $v_7 \in V_7 = \{$вариант 1 словоформы, вариант 2 словоформы$\} = \{1, 2\}$; $z = \langle v_1, \ldots, v_n \rangle \in Z = V_1 x \ldots x V_n$.

Таким образом, в морфологической функции простые, сложные и составные числительные рассматриваются как объекты одного порядка и считаются словами.

Введенное понятие морфологической функции позволяет рассматривать выполнение разнообразных видов грамматической обработки числительных как решение уравнений относительно переменных этой функции. Например, решениями уравнения $P(\tilde{x}, \tilde{y}, v_1, \ldots, v_n) = 1$ являются наборы грамматических признаков, соответствующих словоформе $\tilde{y}$ с лексическим значением $\tilde{x}$. Причем в зависимости от конкретных значений $\tilde{x}$ и $\tilde{y}$ подобное уравнение может иметь несколько решений (при омонимической словоформе $\tilde{y}$), единственное решение (при отсутствии грамматической омонимии у словоформы $\tilde{y}$) или не иметь решений вообще (если $\tilde{y}$ не является словоформой числительного или $\tilde{x}$ и $\tilde{y}$ не согласуются друг с другом). Любое уравнение относительно переменных морфологической функции имеет лингвистическую интерпретацию. Некоторые виды грамматической обработки (например, переход к другим формам словоизменительной парадигмы) формализуются при последовательном решении двух уравнений.

Для моделирования грамматической обработки числительных необходимо разработать методы определения значения t морфологической функции и решения разнообразных уравнений относительно ее переменных.

Для определения значения t достаточно иметь заданное некоторым образом множество D всех кортежей, состоящих из значений переменных морфологической функции, которые согласуются друг с другом в соответствии с нормами языка:

$$D = \{d = <\bar{x}, \bar{y}, \bar{z}> \in X \times \bar{Y} \times \bar{Z} \,|\, P(\bar{x}, \bar{y}, \bar{z}) = 1\}, \qquad (2)$$

где $\bar{Y}$ — множество правильных словоформ количественных и порядковых числительных ($\bar{Y} \subset Y$), $\bar{Z}$ — множество наборов грамматических признаков, каждый из которых (наборов) может соответствовать хотя бы одной словоформе числительного ($\bar{Z} \subset Z$). При совпадении переменных морфологической функции с соответствующими компонентами одного из $d \in D$ значение функции t равно 1, а в противном случае — 0.

Задать перечислением множество D нецелесообразно и практически невозможно при достаточно большом N. В данной работе $N = 10^{-18}$—1. Указанное множество может быть задано описанием. Для этого будут использованы соответствия, которые имеются между значением каждой из компонент и значениями двух других компонент в кортежах $d \in D$:

$$1.\ <\bar{x}, \bar{y}> \to \bar{z};\quad 2.\ <\bar{y}, \bar{z}> \to \bar{x};\quad 3.\ <\bar{x}, \bar{z}> \to \bar{y}. \qquad (3)$$

Анализ отдельных кортежей $d \in D$ показывает: соответствие 1(3) нефункционально, причем значение (значения) $\bar{z}$ не зависит от значения $\bar{x}$; соответствие 2(3) функционально, значение $\bar{x}$ не зависит от значения $\bar{z}$; соответствие 3(3) функционально, значение $\bar{y}$ существенно зависит от $\bar{x}$ и $\bar{z}$. Эти свойства позволяют перейти от соответствий к функциям. Вместо соответствия 1(3) будет использоваться функция

$$f_1(\bar{y}) = \bar{\Phi}_r, \qquad (4)$$

где $\bar{y} \in \bar{Y}$; $\bar{\Phi}_r = \{\bar{\varphi}_1, \bar{\varphi}_2, \ldots, \bar{\varphi}_r\} \in R(\bar{Z}) \equiv \bar{\Phi}_r \subset \bar{Z}$; $R(\bar{Z})$ — система подмножеств множества $\bar{Z}$; $\varphi_i = <\bar{v}_{1i}, \bar{v}_{2i}, \ldots, \bar{v}_{ni}> \in \bar{Z}$ $(i = 1, r)$; r — число, характеризующее степень грамматической омонимии словоформы $\bar{Y}$. График G_1 функции (4) описывается следующим образом:

$$G_1 = \{<\bar{y}, \bar{\Phi}_r> \in \bar{Y} \times R(\bar{Z}) \mid (\exists \bar{x} \in X) P(\bar{x}, \bar{y}, \bar{\varphi_i}) = 1 \rightleftarrows \bar{\varphi_i} \in \Phi_r\}.$$

Вместо соответствия 2(3) введем функцию

$$f_2(\bar{y}) = \bar{\chi}, \tag{5}$$

где $\bar{y} \in \bar{Y}$; $\bar{\chi} \in X$. График $G_2 = \{<\bar{y}, \bar{\chi}> \in \bar{Y} \times X \mid (\exists \bar{z} \in \bar{Z}) P(\bar{\chi}, \bar{y}, \bar{z}) = 1\}$. Вместо соответствия 3(3) будем пользоваться функцией

$$f_3(\bar{x}, \bar{z}) = \bar{\omega}, \tag{6}$$

где $<\bar{x}, \bar{z}> \in F \subset X \times \bar{Z}$; $\bar{\omega} \in \bar{Y}$. График G_3 выражается так:

$$G_3 = \{\ll \bar{x}, \bar{y}>, \bar{\omega}> \in X \times \bar{Z} \times \bar{Y} \mid P(\bar{x}, \bar{\omega}, \bar{z}) = 1\}.$$

Функции (4), (5) и (6) устанавливают зависимость между правильными словоформами числительных и соответствующей им лексикограмматической информацией, т. е. указанные функции характеризуют нормативную область значений. Для того чтобы иметь возможность рассматривать любые допустимые значения морфологических переменных и строить по этим значениям кортежи $d \in D$, введем продолжения (в понимании [3]) функций (4), (5) и (6) на всю область допустимых значений этих переменных

$$f_{11}(y) = \Phi_r = \begin{cases} \bar{\Phi}_r = f_1(y), \text{ если } y \in \bar{Y}; \\ \{\varphi_{r=1} = \beta\}, \text{ если } y \in Y/\bar{Y}, \end{cases} \tag{7}$$

где $\Phi_r = \{\varphi_1, \varphi_2, \ldots, \varphi_r\}$; $\varphi_1 = \beta = <\upsilon_{11} = \beta, \ldots, \upsilon_{n1} = \beta>$.

$$f_{21}(y) = \chi = \begin{cases} \bar{\chi} = f_2(y), \text{ если } y \in \bar{Y}; \\ \beta, \text{ если } y \in Y/\bar{Y} \end{cases} \tag{8}$$

$$f_{31}(x, z) = \omega = \begin{cases} \bar{\omega} = f_3(x, z), \text{ если } <x, z> \in F; \\ \beta, \text{ если } <x, z> \in X \times Z/F. \end{cases} \tag{9}$$

Символ β в значениях функций (7), (8) и (9) интерпретируется как указание на то, что значение аргумента не может быть сопоставлено числительным, отвечающим нормам русского языка.

Для описания способа определения значения t морфологической функции введем операцию над матрицами $A \odot B = C$. Пусть $A = \| a_{ij} \|$, $B = \| b_{jk} \|$, $C = \| c_{ik} \|$ $(i = \overline{1, r+1}$; $j = \overline{1, n+2}$; $k = \overline{1, q})$. Тогда элемент матрицы C выражается через элементы матриц A и B следующим образом:

$$c_{ik} = \bigwedge_{j=1}^{n+2} e(a_{ij}, b_{jk}), \tag{10}$$

где $c_{ik} \in \{0, 1\}$; $\wedge$ — символ операции конъюнкции; $e(a, b)$ — предикат равенства,

$$e(a, b) = \begin{cases} 1, \text{ если } a = b; \\ 0, \text{ если } a \neq b. \end{cases} \tag{11}$$

Таким образом, введенная операция (10) является своеобразным аналогом операции умножения матриц (ср. [4]).

Пусть матрица A состоит из таких элементов:

$$A = \begin{Vmatrix} a_{11} = \chi & a_{12} = y & a_{13} = \upsilon_{11} & \ldots & a_{1n+2} = \upsilon_{n1} \\ a_{21} = \chi & a_{22} = y & a_{23} = \upsilon_{12} & \ldots & a_{2n+2} = \upsilon_{n2} \\ \cdots & \cdots & \cdots & \cdots & \cdots \\ a_{r1} = \chi & a_{r2} = y & a_{r3} = \upsilon_{1r} & \ldots & a_{rn+2} = \upsilon_{nr} \\ a_{r+11} = x & a_{r+12} = \omega & a_{r+13} = v_1 & \ldots & a_{r+1\, n+2} = v_n \end{Vmatrix}, \quad (12)$$

где x, y, $v_1, \ldots, v_n$ — значения аргументов морфологической функции, χ — значение функции (8), ω — значение функции (9), υ_{ij} — j-я компонента кортежа $\varphi_i \in \Phi_r = f_{11}(y)$. А столбцевая матрица B составлена только из заданных значений морфологических переменных:

$$B = (b_{11} = x,\ b_{21} = y,\ b_{31} = v_1,\ \ldots,\ b_{n+21} = v_n). \quad (13)$$

Тогда значение t морфологической функции определяется по такой формуле:

$$t = P(x,\ y,\ z) = P(x,\ y,\ v_1,\ \ldots,\ v_n) = \bigvee_{i=1}^{r+1} c_{i1} = \bigvee_{i=1}^{r+1} \bigwedge_{j=1}^{n+2} e(a_{ij},\ b_{j1}). \quad (14)$$

Для решения некоторого морфологического уравнения достаточно указать все кортежи множества D, в которых значения соответствующих компонент совпадают с заданными значениями переменных в уравнении. Поэтому множество D рассматривается одновременно и как множество допустимых решений всевозможных морфологических уравнений. Для поиска решений будут использоваться не сами уравнения $P(x,\ y,\ v_1,\ \ldots,\ v_n) = P(u_1,\ \ldots,\ u_{n+2}) = 1$, а их эквиваленты — кортежи $d' = \langle x',\ y',\ v_1',\ \ldots,\ v_n' \rangle = \langle u_1',\ \ldots,\ u_{n+2}' \rangle$, в которых $u_j' = u_j$, если значение u_j известно, и $u_j' = \alpha\ (j = \overline{1,\ n+2})$, если значение u_j является неизвестным в уравнении. Таким образом, в кортежах d' неудобное понятие неизвестной переменной заменяется обычным значением α соответствующих компонент, которое от других допустимых значений отличается лишь особыми свойствами относительно функций, заданных на переменных u_j'.

Рассмотрим соответствие между всевозможными $d' \in D'$, с одной стороны, и $d \in D$ — с другой. Кортеж d соответствует кортежу d', если d представляет собой решение уравнения, эквивалентом которого является d':

$$L = \langle W,\ D',\ D \rangle, \quad (15)$$

где

$$D' = X' \times Y' \times V_1' \times \ldots \times V_n';\ X' = X \cup \alpha;\ Y' = Y \cup \alpha;$$
$$V_j' = V_j \cup \alpha\ (j = \overline{1,\ n}).$$

Вспомогательные предикаты для определения графика W соответствия (15):

$$g(u', u) = \varepsilon = \begin{cases} 1, \text{ если } \alpha \neq u' = u \neq \beta, \text{ или } u' = \alpha, \beta \neq u \neq \alpha, \\ \text{или } u = \alpha, \alpha \neq u' \neq \beta; \\ 1/2, \text{ если } u' = u = \alpha; \\ 0, \text{ если } \alpha \neq u' \neq u \neq \alpha, \text{ или } u' = \beta, \text{ или } u = \beta. \end{cases} \quad (16)$$

$$h(d', d) = h(u_1', \ldots, u_{n+2}', u_1, \ldots, u_{n+2}) = \eta = \bigwedge_{j=1}^{n+2} g(u_j', u_j), \quad (17)$$

где $\eta, \varepsilon, \varepsilon^* \in \{0, 1/2, 1\}$; $\varepsilon \wedge \varepsilon^* = \min(\varepsilon, \varepsilon^*)$. Значение предикатов (16) и (17), равное 1/2, интерпретируется как неопределенное значение, нечто среднее между «да» и «нет», для уточнения которого необходима дополнительная информация (ср. [5]).

С помощью данных предикатов график соответствия (15) определяется следующим образом:

$$W = \{<d', d> \in D' \times D \mid h(d', d) = 1\}. \quad (18)$$

Нетрудно убедиться, что соответствие (15) нефункционально и не везде определено. Эти свойства делают его неудобным для математического описания. Поэтому на основе соответствия (15) введем функциональную зависимость между морфологическими уравнениями и их решениями:

$$l(d') = \Delta, \quad (19)$$

где $d' \in D'$; Δ — множество решений морфологического уравнения d'; $\Delta \in M(D) \equiv \Delta \subseteq D$; $M(D)$ — система подмножеств множества D. График W_1 функции (19) некоторому d' ставит в соответствие подмножество Δ всех тех и только тех d, для которых $h(d', d) = 1$:

$$W_1 = \{<d', \Delta> \in D' \times M(D) \mid (\forall d \in D)\, h(d', d) = 1 \rightleftarrows d \in \Delta\}, \quad (20)$$

Функция (19) будет везде определена, если условиться, что тем d', для которых $(\forall d \in D)\, h(d', d) = 0$, соответствует $\Delta = \varnothing$ (пустое множество).

Для того, чтобы задать функцию (19), необходимо иметь способ получения кортежей $d \in D$ по значениям компонент эквивалентов морфологических уравнений $d' \in D'$. С этой целью доопределим функции (7) — (9) на тот случай, когда их аргументы принимают значение α:

$$f_{12}(y') = \Phi_r' = \begin{cases} \Phi_r = f_{11}(y'), \text{ если } y' \neq \alpha; \\ \{\varphi_{r=1}' = \alpha\}, \text{ если } y' = \alpha, \end{cases} \quad (21)$$

где $y' \in Y'$; $\Phi_r' = \{\varphi_1', \ldots, \varphi_r'\}$; $\varphi_{r=1}' = \alpha = <v_{11}' = \alpha, \ldots, v_{n1}' = \alpha>$.

$$f_{22}(y') = \chi' = \begin{cases} \chi = f_{21}(y'), \text{ если } y' \neq \alpha; \\ \alpha \qquad\qquad\quad , \text{ если } y' = \alpha. \end{cases} \quad (22)$$

$$f_{32} = (x', z') = \omega' = \begin{cases} \omega = f_{31}(x', z'), \text{ если } x' \neq \alpha \text{ и } z' \neq \alpha; \\ \alpha \quad\quad\quad\quad, \text{ если } x' = \alpha \text{ или } z' = \alpha, \end{cases} \quad (23)$$

$$\text{где } x' \in X'; \; z' = \langle v_1', \ldots, v_n' \rangle \in V_1' \times \ldots \times V_n';$$

$$z' \neq \alpha \sim v_1' \neq \alpha, \; \ldots, \; v_n' \neq \alpha; \; z' = \alpha \sim v_1' = \alpha \text{ или } \ldots \text{ или } v_n' = \alpha.$$

Значение α функций (21), (22) и (23) содержательно интерпретируется как указание на то, что значение аргумента (аргументов) не дает достаточно информации для определенного ответа.

С учетом способа получения кортежей $d \in D$, которые являются решениями некоторого морфологического уравнения, функцию (19) целесообразно представить в виде композиции двух функций:

$$L_1(d') = \tau = \begin{cases} 0, \text{ если } d' \in D'_\varnothing \cap D'_d; \\ 1, \text{ если } d' \in D'_1 \cap D'_d; \\ 1/2, \text{ если } d' \in D'_\alpha. \end{cases} \quad (24)$$

$$l_2(d', \tau) = \begin{cases} \Delta = \varnothing, \text{ если } \tau = 0; \\ \Delta \neq \varnothing, \text{ если } \tau = 1; \\ \Delta_\exists \quad\;, \text{ если } \tau = 1/2, \end{cases} \quad (25)$$

где $l_2(d', \tau) = l(d')$ при $\tau = 1$ и $\tau = 0$; D_1', D_d', $D_\varnothing'$ и D_α — подмножества множества D'. Они определяются следующим образом:

$$D_1' = \{d' = \langle x', y', v_1', \ldots, v_n' \rangle \in D' \mid (\exists d \in D)\, h(d', d) = 1\};$$

$$D_\varnothing' = \{d' \in D' \mid (\forall d \in D)\, h(d', d) = 0\};$$

$$(26)$$

$$D_d' = \{d' \in D' \mid y' \neq \alpha \vee (x' \neq \alpha \wedge v_1' \neq \alpha \wedge \ldots \wedge v_n' \neq \alpha)\};$$

$$D_\alpha' = \{d' \in D' \mid y' = \alpha \wedge (x' = \alpha \vee v_1' = \alpha \vee \ldots \vee v_n' = \alpha)\}.$$

Значение функции (24) сигнализирует о наличии ($\tau = 1$) или отсутствии ($\tau = 0$) решений у данного уравнения d', или о неопределенности решения с помощью выбранных средств ($\tau = 1/2$).

Значение Δ функции (25) содержит конкретные решения только при $\tau = 1$. Таким образом, значение функции (25) следует вычислять только при $\tau = 1$.

Для определения значений функций (24) и (25) введем операцию над матрицами $A' \odot B' = C'$, которая является обобщением операции (10) на случай трехзначной логики. Пусть $A' = \| a_{ij}' \|$, $B' = \| b_{jk}' \|$, $C' = \| c_{ik}' \|$ $(i = \overline{1, r+1};\; j = \overline{1, n+2};\; k = \overline{1, q})$. Тогда элемент матрицы C' определяется через элементы матриц A' и B' следующим образом:

$$c_{ik}' = \bigwedge_{j=1}^{n+2} g(a_{ij}', b_{jk}), \quad (27)$$

где $c_{ik}' \in \{0, 1/2, 1\}$.

Составим матрицу A' из таких элементов:

$$A' = \left\| \begin{matrix} a'_{11} = \chi' & a'_{12} = y' & a'_{13} = v'_{11} & \ldots & a'_{1n+2} = v'_{n1} \\ a'_{21} = \chi' & a'_{22} = y' & a'_{23} = v'_{12} & \ldots & a'_{2n+2} = v'_{n2} \\ \ldots & \ldots & \ldots & \ldots & \ldots \\ a'_{r1} = \chi' & a'_{r2} = y' & a'_{r3} = v'_{1r} & \ldots & a'_{rn+2} = v'_{nr} \\ a'_{r+11} = x' & a'_{r+12} = \omega' & a'_{r+13} = v'_1 & \ldots & a'_{r+1\cdot n+2} = v'_n \end{matrix} \right\|, \qquad (28)$$

где x', y', v', ..., v'_n — значения компонент кортежа; d' — эквивалента некоторого морфологического уравнения; χ' — значение функции (22); ω' — значение функции (23); v'_{ij} — j-я компонента кортежа $\varphi'_i \in \Phi'_r = f_{12}(y')$. Пусть элементы столбцевой матрицы B' будут равны значениям компонент кортежа d':

$$B' = (b'_{11} = x',\ b'_{21} = y',\ b'_{31} = v'_1,\ \ldots,\ b'_{n+21} = v'_n). \qquad (29)$$

Тогда значения τ функции (24) определяется по такой формуле:

$$\tau = l_1(d') = l_1(x',\ y',\ v'_1,\ \ldots,\ v'_n) = \mathop{\nabla}_{i=1}^{r+1} c'_{i1} = \mathop{\nabla}_{i=1}^{r+1} \bigwedge_{j=1}^{n+2} g(a'_{ij},\ b'_{j1}), \qquad (30)$$

c	0	0	0	1	1	1	1/2	1/2	1/2
c^*	1	0	1/2	1	0	1/2	1	0	1/2
$c \nabla c^*$	1	0	0	1	1	1	1	0	1/2

где ∇ — символ операции трехзначной логики.

Значение функции (25) интересно с лингвистической точки зрения и требует для своего определения некоторых процедур лишь в случае $\tau = 1$, так как при $\tau = 0$ или $\tau = 1/2$ значение Δ определяется тривиальным образом. Поэтому эта функция расшифровывается только при $\tau = 1$:

$$\Delta = l_2(d',\ \tau = 1) = \{a'_i = [a'_{i1},\ a'_{i2},\ \ldots,\ a'_{in+2}] \in D'_A | c'_{i1} = 1\}, \qquad (31)$$

где a'_i — i-я строка матрицы (28), D'_A — совокупность строк матрицы (28). Таким образом, решениями некоторого морфологического уравнения, обозначаемого через d', являются все те строки матрицы A^*, которым соответствуют единичные элементы матрицы C'.

Для автоматизации разнообразных процессов грамматической обработки числительных на основе предложенной модели необходимо иметь способ формального определения значений функций (7), (8) и (9). Именно эти функции передают всю специфическую информацию о числительных и позволяют тривиальным образом получить значения функций (21) — (23). Задать зависимости (7) — (9) можно только с помощью специальных алгоритмов. Эти алгоритмы были описаны в [6—10].

Данная модель была положена в основу комплекса машинных алгоритмов и программ и реализована на ЭВМ «Минск-32». Во всех экспериментах по ее проверке с помощью ЭВМ были получены хорошие результаты.

Список литературы: 1. *Супрун А. Е.* Славянские числительные. Минск, Изд-во Белорусск. ун-та, 1969. 290 с. 2. Математическое моделирование процессов грамматической обработки словоформ русского языка.— В кн.: VIII Всесоюз. симпозиум по кибернетике. Тбилиси, 1976, с. 524—527. Авт.: *Т. А. Недзельская, А. Ф. Осыка. А. И. Чугун и др.* 3. *Бурбаки Н.* Теория множеств. М., «Мир», 1965. 456 с. 4. *Гантмахер Ф. Р.* Теория матриц. М., «Наука», 1967. 570 с. 5. *Бочвар Д. А., Финн В. К.* Некоторые дополнения к статьям о многозначных логиках.— В кн.: Исследования по теории множеств и неклассическим логикам. М., «Наука», 1976, с. 265—325. 6. *Бондаренко М. Ф., Осыка А. Ф.* Об одном алгоритме определения количественных числительных русского языка и их характеристик.— В кн.: Кибернетика и вычислительная техника. Вып. 25. Киев, «Наукова думка», 1974, с. 100—107. 7. *Бондаренко М. Ф., Осыка А. Ф.* Алгоритм морфологического анализа порядковых числительных русского языка.— В кн.: Проблемы бионики. Вып. 12. Харьков, 1974, с. 143—149. 8. *Бондаренко М. Ф., Осыка А. Ф.* Алгоритм определения составных порядковых и количественных числительных русского языка и их характеристик.— В кн.: Проблемы бионики. Вып. 13. Харьков, 1974, с. 109—114. 9. *Бондаренко М. Ф., Осыка А. Ф.* Об одном алгоритме синтеза числительных русского языка.— В кн.: Проблемы бионики. Вып. 14. Харьков, 1975, с. 115—118. 10. Алгоритм перевода количественных и порядковых числительных в цифровую запись.— В кн.: Проблемы бионики. Вып. 16. Харьков, 1976, с. 91—94. Авт.: М. Ф. Бондаренко, А. Ф. Осыка, Н. К. Свинарь и др.