

УДК 621.3:534.4:003.035

ПРАВИЛА И АЛГОРИТМ ПРЕОБРАЗОВАНИЯ ОРФОГРАФИЧЕСКОЙ ЗАПИСИ
НА РУССКОМ ЯЗЫКЕ В ФОНЕТИЧЕСКУЮ ТРАНСКРИПЦИЮ^{*)}

А.В.Кельманов, Н.В.Саломатина, А.Г.Хайретдинова, С.А.Хамидуллин

В в е д е н и е

Под фонетическим транскрибированием обычно понимают перевод или преобразование орфографического текста (последовательности букв и знаков препинания) в последовательность транскрипционных или фонетических символов, обозначающих типизированные звуки (классы эквивалентности в пространстве звуков речи).

Автоматизация процесса транскрибирования необходима при решении задач синтеза и распознавания речи, для построения компьютерных систем обучения языку, при исследовании звукового строя языка. От качества алгоритма транскрибирования зависит разборчивость и естественность синтезированной речи, надежность фонемного распознавания речевых сигналов. В фонетических исследованиях автоматическое транскрибирование ускоряет обработку больших объемов текстовой информации, а в системах обучения - повышает эффективность устранения акцента.

Задача фонетического транскрибирования не имеет единственного решения. Дело в том, что фонетическое транскрибирование по своей сути является моделью речеобразования, которая постоянно уточняется. По мере уточнения знаний о звуковом строе язы-

^{*)} Работа выполнена в рамках проекта № 94-01-00169а, поддержанного Российским фондом фундаментальных исследований.

ка требуется изменение модели, включающее обновление, усовершенствование или дополнение ранее установленных правил речеобразования (транскрибирования), которое обычно сопровождается увеличением мощности выходного алфавита транскрипционных символов. В связи с этим, периодически возникает потребность такой адекватной коррекции транскрипционного алгоритма, которая была бы согласована с предшествующими решениями задачи. Согласованность здесь следует понимать как совместность или непротиворечивость расширенного набора правил транскрибирования. Таким образом, наличие спектра решений транскрипционной задачи является следствием процесса последовательного углубления фонетических исследований.

С другой стороны, даже при фиксированных входном и выходном транскрипционных алфавитах решение транскрипционной задачи не единственно по той простой причине, что имеется множество диалектов (в том числе "компьютерный диалект"), для которых правила транскрибирования, т.е. решения, могут отличаться.

Многообразие решений (моделей) транскрипционной задачи приводит к необходимости выбора среди них наилучшего. Критерий выбора определяется рамками предполагаемой области использования алгоритма. Для фонетических исследований наилучшим будет решение задачи, которое наиболее полно учитывает все выявленные фонетические закономерности (правила и исключения). При создании же средств речевых технологий применение фонетического критерия оказывается нецелесообразным из-за наличия большого числа исключений из правил транскрибирования. Эти неформализуемые исключения не позволяют создать эффективный (по памяти и быстродействию) алгоритм. Поэтому в системах распознавания качество транскрипционной модели оценивается по надежности распознавания, а в системах синтеза - по разборчивости и естественности звучания синтетической речи при максимально полном учете тран-

скрипционных правил и исключений в условиях ограниченности ресурсов по памяти и быстродействию. При этом из совокупности допустимых решений предпочтительными считаются те решения, которые соответствуют "стандартным" или нормативным для языка правилам произношения. Указанный подход, состоящий в приближенном, но формализованном решении транскрипционной задачи с оценкой качества модели по результатам синтеза, принят в данной работе.

Первая попытка автоматизации процесса транскрибирования была сделана в работе [1]. Позднее те же, а затем и другие авторы [2-9] уточняли решение проблемы транскрибирования, в основном, по двум направлениям: 1) инвентаризация и составление правил и исключений, наиболее полно отражающих закономерности языка [3-6], 2) разработка эффективных алгоритмов приближенного решения транскрипционной задачи для синтеза речи по тексту [2, 7-9]. Для работ второго направления характерно либо полное отсутствие анализа, либо весьма ограниченный и неполный анализ ситуаций, возникающих при автоматической обработке межсловных стыков, что не позволяет адекватным образом транслировать текст, составленный из слов, в последовательность произносимых типизированных звуков. Вместе с тем, основные принципы построения фонетических транскрипторов, учитывающих закономерности стыковки слов, сформулированы в работах первого направления. В данной работе эти принципы послужили отправной точкой для формализованного изложения усовершенствованных правил транскрипционных преобразований и разработки на их основе алгоритма трансляции.

Цель данной работы состоит в создании транслятора орфографического текста в фонетическую запись, опирающегося на последние результаты в области экспериментальной фонетики и позволяющего получать такое приближенное, но эффективное решение

транскрипционной задачи, которое обеспечивает близкое к естественному звучание синтезированной речи.

Данная работа является продолжением исследований, начатых в [1,2], и выполнена при содействии Юдиной Л.С.

1. Основные понятия и определения

Решение задачи транскрибирования опирается на две ключевые аксиомы, которые всегда подразумеваются, но обычно в явном виде не формулируются.

АКСИОМА 1. Существует континуальное множество \mathcal{U} звуков речи.

АКСИОМА 2. Существует разбиение множества \mathcal{U} звуков речи на классы эквивалентности (типизированные звуки), набор которых достаточен для смысловой интерпретации последовательностей типизированных звуков.

Минимальный набор из многообразия существующих наборов типизированных звуков принято называть множеством фонем. Если каждой из фонем присвоить имя или приписать значок, то тем самым будет установлено отображение $\mathcal{U} \rightarrow \mathcal{F}$ множества звуков речи на множество \mathcal{F} значков или имен. Ставя каждому элементу \mathcal{F} в соответствие его полный прообраз, получим взаимно однозначное отображение множества \mathcal{F} на совокупность всех классов эквивалентности. При этом каждой последовательности имен из \mathcal{F} соответствует последовательность типизированных звуков из \mathcal{U} , а произносимая последовательность звуков описывается последовательностью фонемных значков.

Необходимость использования фонемного набора \mathcal{F} имен, а не алфавита \mathcal{A} букв языка, можно объяснить желанием описать текст последовательностью звуковых единиц и непригодностью для этих целей буквенного алфавита из-за отсутствия отображения $\mathcal{U} \rightarrow \mathcal{A}$ множества звуков речи на множество букв: для букв "ъ" и "ь"

(твердый и мягкий разделительные знаки), например, прообразы в множестве звуков речи отсутствуют.

Представление буквенного текста в виде последовательности знаков, обозначающих типизированные звуки, составляет существо задачи транскрибирования. Если временно не обращать внимание на встречающиеся в тексте знаки препинания, то задача фонемного транскрибирования состоит в отображении $A^n \rightarrow F^m$, где A^n - декартова n -я степень входного алфавита букв, а F^m - декартова m -я степень выходной совокупности имен фонем; n - длина входного, а m - выходного текстов (последовательностей букв и имен).

В отличие от фонемного, фонетическое транскрибирование опирается не на минимальный набор типизированных звуков - фонем, а на его "расширение". Устанавливается отображение $И \rightarrow Z$ множества звуков речи на множество транскрипционных знаков, обозначающих аллофоны фонем или звукотипы и отражающих позиционные изменения фонем в произносимой последовательности. С отображением $И \rightarrow Z$ связано разбиение множества $И$ на классы эквивалентности, причем $\|Z\| > \|F\|$. Каждому элементу Z ставится в соответствие его полный прообраз в $И$, и таким образом устанавливается взаимно однозначное отображение множества транскрипционных знаков на совокупность звукотипических классов эквивалентности. С целью учета позиционных изменений фонем алфавиты A и F дополняются служебным символом, например, "*" для указания места ударения. Если эти расширенные алфавиты обозначить A_* и F_* , то задача фонетического транскрибирования состоит в отображении $A_*^n \rightarrow F_*^m \rightarrow Z^l$, где Z^l - декартова l -я степень алфавита звукотипов, а l - длина выходной последовательности.

Отображение $A_*^n \rightarrow F_*^m$ или $A^n \rightarrow F^m$ обычно называют преобразованием "буква-фонема", а отображение $A_*^n \rightarrow Z^l$ или $A^n \rightarrow Z^l$ - преобразованием "буква-звукотип".

Для построения транслятора орфографического текста в последовательность типизированных звуков (фонем или звукотипов) необходимо задать множество входных и выходных символов, формализовать правила преобразования входных последовательностей в выходные и привести эффективную вычислительную схему для осуществления этих преобразований.

2. Входной алфавит, входные структуры редактирование текста

Задание входного алфавита сопряжено с принятием некоторых соглашений, позволяющих унифицировать входные информационные потоки. Эти соглашения приведены ниже. Условимся, что орфографический текст не содержит других элементов кроме прописных и строчных букв русского алфавита, знаков препинания, цифр и разделительного пробела. Будем считать, что этот текст перед транскрибированием обрабатывается текстовым редактором, который осуществляет следующие преобразования.

1. Все прописные буквы заменяются редактором на строчные так, что алфавит A букв языка содержит 33 символа:

$$A = \{a, б, в, г, д, е, ё, ж, з, и, й, к, л, м, н, о, п, р, с, т, у, ф, х, ц, ч, ш, щ, в, ы, ь, э, ю, я\}.$$

Разобьем алфавит A на следующие непересекающиеся подмножества:

$$A_T = \{ж, ш, ц\} -$$

подмножество всегда твердых (несмягчаемых) согласных букв;

$$A_P = \{б, в, г, д, з, к, л, м, н, п, р, с, т, ф, х\} -$$

подмножество смягчаемых согласных букв;

$$A_Q = \{ч, щ, й\} -$$

подмножество всегда мягких согласных букв;

$$A_R = \{v, \bar{v}\} -$$

подмножество разделительных букв;

$$A_{V1} = \{a, o, y, u, \bar{e}\} -$$

подмножество твердых (не йотируемых) гласных букв;

$$A_{V2} = \{e, \bar{e}, u, y, \bar{y}\} -$$

подмножество мягких (йотируемых) гласных букв.

Тогда

$$A_V = A_{V1} \cup A_{V2} - \text{подмножество всех гласных букв,}$$

$$A_H = A_T \cup A_P - \text{подмножество всех твердых согласных, а}$$

$$A_C = A_H \cup A_Q - \text{подмножество "всех" согласных. При этом } A = A_C \cup A_V \cup A_R.$$

Кроме того, выделим подмножество $A_N = A_{V2} \cup \{v\}$, состоящее из букв, вызывающих смягчение согласных из подмножества A_P .

Последовательность $w(n) = \alpha_1 \alpha_2 \dots \alpha_i \dots \alpha_n$, где $\alpha_i \in A$ для всех $i = 1, \dots, n$, называется *словом с непомеченным ударением* или просто *словом*; по определению $w(n) \in A^n$. Обозначим

$$W = \{w: w = w(n) \in A^n, 1 \leq n \leq n_a\}$$

множество всевозможных орфографических слов длиной не более n_a букв.

2. Последовательность $w(n) = \alpha_1 \alpha_2 \dots \alpha_{i-1} \alpha_i \dots \alpha_n$, где $\alpha_i \in A$ для всех $i = 1, \dots, n$, называется *недопустимой* (недопустимым словом), если выполняется любое из следующих условий: 1) $\alpha_1 \in A_R$, 2) при $i = 2, 3, \dots, n$ найдется хотя бы одна пара $\alpha_{i-1} \alpha_i$, в которой либо $\alpha_{i-1} \in A_R$ и $\alpha_i \in A_R$, либо $\alpha_{i-1} = v$ и $\alpha_i \in A_C$, 3) при $i = 2, 3, \dots, n-1$ найдется хотя бы одна тройка $\alpha_{i-1} \alpha_i \alpha_{i+1}$, в которой $\alpha_{i-1} \in A_V$, $\alpha_i \in A_R$ и $\alpha_{i+1} \in A_V$.

Пусть W_x - множество всевозможных недопустимых последовательностей длиной не более n_a букв. Будем считать, что любая последовательность из этого множества отображается редактором в пустое множество, т.е. исключается из рассмотрения.

3. Условимся, что все сокращения, аббревиатуры и цифры расшифровываются редактором или заменяются словами.

4. Предлоги и частицы (служебные слова) присоединяются редактором к основному ударному слову по определенным правилам путем удаления пробелов или дефисов, разделяющих служебные и основные слова. Аналогичным образом устраняются имеющиеся в тексте переносы слов. Пробелы между остальными словами сохраняются.

5. Знаки препинания из множества { . , ? ! ; : - () " ' }, а также последовательности из перечисленных знаков отображаются редактором либо в символ "#", либо в пробел. При этом значок "#" служит для указания отсутствия межсловного взаимодействия.

6. На редактор же частично возлагается преобразование сочетаний согласных, которое производится с помощью следующих правил обработки символьных последовательностей:

1) правила корректировки подпоследовательностей букв, расположение которых не зависит от их положения в слове (в начале, в середине, в конце):

а) удаление непроизносимых согласных:

стск→сск,	рдч→рч,
нтск→нск,	здн→зн,
рдц→рц,	стн→сн,
здц→зц,	ндц→нц,
ндс→нс,	ндшт→ншт,

вств→ств (только в словах "чувствовать", "здравствовать"),

лнц→нц (только в слове "солнце"),

стл→сл (только в слове "счастливый");

сей, разделенных значком "#". Каждая из записей состоит из слов, разделенных пробелом.

Пусть $w(n) = \alpha_1 \alpha_2 \dots \alpha_i \alpha_{i+1} \dots \alpha_{i+m} \dots \alpha_n$ - слово длины n с непомеченным ударением. Тогда $s(m, i) = \alpha_{i+1} \alpha_{i+2} \dots \alpha_{i+m}$, где $1 \leq m \leq n$, $0 \leq i \leq n-m$, называется *подпоследовательностью*, m - длиной подпоследовательности, а i - указателем ее начала.

Пустой последовательностью (подпоследовательностью) называется последовательность (подпоследовательность), не содержащая ни одной буквы.

Два слова $w_1(n) = (\alpha_1^1 \alpha_2^1 \dots \alpha_n^1)$ и $w_2(n) = (\alpha_1^2 \alpha_2^2 \dots \alpha_n^2)$ равны, т.е. $w_1(n) = w_2(n)$, тогда и только тогда, когда $\alpha_i^1 = \alpha_i^2$ для всех $i = 1, 2, \dots, n$.

Выражение $s(m, i) \subseteq w(n)$, где $1 \leq m \leq n$, $0 \leq i \leq n-m$, означает, что подпоследовательность $s(m, i)$ входит в состав слова $w(n)$, состоит из m букв и начинается с $(i+1)$ -й буквы слева от начала слова $w(n)$.

Пусть $w_1(n) = \alpha_1^1 \alpha_2^1 \dots \alpha_i^1 \alpha_{i+1}^1 \dots \alpha_j^1 \dots \alpha_{i+m}^1 \dots \alpha_n^1$ и $w_2(m) = \alpha_1^2 \dots \alpha_j^2 \dots \alpha_m^2$ - слова с непомеченными ударениями. Тогда при любых $1 \leq m \leq n$, $0 \leq i \leq n-m$ слово $w_2(m)$ называется *подсловом* слова $w_1(n)$, если $\alpha_j^2 = \alpha_{i+j}^1$ для всех $j = 1, 2, \dots, m$. По определению $w_2(m) = s(m, i) = \alpha_{i+1}^1 \dots \alpha_j^1 \dots \alpha_{i+m}^1 \subseteq w_1(n)$.

Конкатенацией (сочленением) двух слов $w_1(p) = (\alpha_1^1 \dots \alpha_i^1 \dots \alpha_p^1)$ и $w_2(q) = (\alpha_1^2 \dots \alpha_i^2 \dots \alpha_q^2)$ называется слово

$$w^2(m) = w_1(p) \oplus w_2(q) = \alpha_1 \dots \alpha_i \dots \alpha_m$$

длины $m = p+q$, в котором $\alpha_i = \alpha_i^1$ при $i = 1, 2, \dots, p$ и $\alpha_i = \alpha_{i-p}^2$ при $i = p+1, \dots, m$. Конкатенацию трех слов определим как конкатенацию слова с конкатенацией двух слов и т.д. Символ

" \oplus " при записи сочленения будем опускать, полагая для конкатенации K слов:

$$w^K(n) = (\dots((w_1 \oplus w_2) \oplus w_3) \oplus \dots \oplus w_{K-1}) \oplus w_K = w_1 w_2 w_3 \dots w_K.$$

Любое непустое слово $w(n) \in W$ можно представить в виде конкатенации непустых слов $w_i(m_i) \in W$, $i = 1, 2, \dots, K$, $1 \leq K \leq n$, так что $w(n) = w^K(n)$, где

$$\left. \begin{aligned} w^K(n) &= w_1(m_1) \dots w_i(m_i) \dots w_K(m_K), \quad n = m_1 + \dots + m_{i-1} + \dots + m_K; \\ w_i(m_i) &= c_i(m_i, q_i) \subseteq w(n), \quad q_i = \sum_{p=0}^{i-1} m_p, \quad q_K + m_K = n, \quad m_0 = 0. \end{aligned} \right\} (1)$$

Совокупность непустых подслов слова $w(n)$ называется *разбиением* слова, если каждая буква слова $w(n)$ принадлежит одному и только одному подслову из этой совокупности. Очевидно, что представление слова $w(n)$ в виде (1) - $w(n) = w^K(n)$, т.е. в виде конкатенации K подслов, есть разбиение слова $w(n)$ на $K \leq n$ подслов.

Обозначим $A_{CR} = A_C \cup A_R$ объединение множеств согласных и разделительных букв. Слово $w^c(m) = (\alpha_1 \alpha_2 \dots \alpha_m) \in W$ называется *прикрытым* слева и *открытым* справа *слогом*, далее - *прикрытым слогом*, если и только если $m \geq 2$ и $(\alpha_1 \in A_{CR}, \alpha_2 \in A_{CR}, \dots, \alpha_{m-1} \in A_{CR}) \& \alpha_m \in A_V$.

Слово $w^u(1) = (\alpha_1) \in W$ (длины $m = 1$) называется *неприкрытым* слева и *открытым* справа *слогом*, далее - *неприкрытым слогом*, если и только если $\alpha_1 \in A_V$.

Слово $w^f(m) = (\alpha_1 \alpha_2 \dots \alpha_m) \in W$ называется *неполным слогом*, если и только если $m \geq 1$ и $\alpha_1 \in A_{CR}, \alpha_2 \in A_{CR}, \dots, \alpha_m \in A_{CR}$.

Определим множества:

$$W^c = \{w: w = w^c(m), 2 \leq m \leq n_a\} = \{w^c\}$$

всевозможных прикрытых слогов, $W^c \subseteq W$;

$$W^u = \{w: w = w^u(1)\} = \{w^u\}$$

всевозможных неприкрытых слогов, $W^u \subset W$;

$$W^f = \{w: w = w^f(m), 1 \leq m \leq n_a\} = \{w^f\}$$

всевозможных неполных слогов, $W^f \subset W$.

Прикрытые слоги состоят из одной гласной буквы и приписанной слева подпоследовательности, которая образована из согласных букв и разделительных знаков. Неприкрытые слоги - это слоги, состоящие всего из одной гласной буквы. Неполные слоги не содержат гласную букву и являются последовательностями, образованными только из согласных и разделительных букв.

Из множества всевозможных слов W *слогами* будем называть только те слова, которые являются либо прикрытыми слогами, либо неприкрытыми слогами, либо неполными слогами. Определим множество $W^{cuf} = W^c \cup W^u \cup W^f$ всевозможных слогов; $W^{cuf} \subset W$.

ТЕОРЕМА 1. Для каждого слова $w(n) \in W$, $w(n) \notin W_x$ существует единственная конкатенация $w^K(n) = w_1(m_1) \dots w_i(m_i) \dots w_K(m_K)$ вида (1) такая, что $w^K(n) = w(n)$, в которой:

1) либо $w_i(m_i) \in W^c \cup W^u$ при всех $i = 1, 2, \dots, K$, и число K слогов в слове равно числу гласных букв в этом слове;

2) либо $w_i(m_i) \in W^c \cup W^u$ при всех $i = 1, 2, \dots, K-1$, $w_K(m_K) \in W^f$, и число K слогов в слове на 1 больше числа гласных букв в этом слове.

Иными словами, существует единственное разбиение слова на слоги. При этом любое слово либо не содержит неполного слога, либо имеет таковой в единственном числе. Конец неполного слога всегда совпадает с концом слова. Разбиение слова на слоги будем называть *слоговым покрытием* слова. Алгоритм слогового покрытия очевиден.

Пусть слово $w(n)$ длины n покрыто K слогами так, что $w(n) = w^K(n) = w_1(m_1) \dots w_{i-1}(m_{i-1}) w_i(m_i) w_{i+1}(m_{i+1}) \dots w_K(m_K)$. Тогда последовательность из K слогов $w^K(n, i) = w_1(m_1) \dots w_{i-1}(m_{i-1}) w_i(m_i) * w_{i+1}(m_{i+1}) \dots w_K(m_K) = w(n, i)$ длины $n+1$, в которой справа от некоторого слога $w_i(m_i)$, $1 \leq i \leq K$, расположен единственный символ "*", называется *словом с одним ударением*. Для слова, не содержащего символ ударения, положим $w(n) = w(n, 0)$.

Поскольку неполный слог не содержит гласную букву, символ "*" не может располагаться справа от этого слога. При этом для каждого слова $w(n) = w^K(n)$ имеется K вариантов расстановки ударения в слове, если $w_K \in W^c \cup W^u$, и $K-1$ вариант, если $w_K \in W^f$.

Пусть для определенности $w_K \in W^c \cup W^u$, т.е. слово $w(n) = w^K(n)$ не содержит неполного слога. Тогда в последовательности $w(n, i) = w^K(n, i)$ слог $w_i \subseteq w^K(n, i)$, справа от которого расположен символ "*", называется *ударным слогом*, слог $w_{i-1} \subseteq w^K(n, i)$, если таковой имеется (что может быть при $i \geq 2$, $K \geq 2$), называется *предударным (первой степени редукции)*. Остальные слоги, если таковые имеются (что может быть при $i = 1$ и $K \geq 2$ или при $i \geq 2$ и $K \geq 3$), называются *безударными (второй степени редукции)*.

Неполный слог (в словах, содержащих неполный слог) по определению не может быть ни ударным, ни предударным, ни безударным, так как не содержит гласную букву в своем составе. Если в слове отсутствует ударение, все слоги, за исключением неполного, будем считать предударными. Наличие и отсутствие безударных и предударных слогов определяется положением ударения в слове, числом слогов и наличием неполного слога.

В словах, состоящих из одного ударного слога, безударные и предударные слоги отсутствуют. Формальное приписывание не-

полного слога в конце таких слов не добавляет ни безударного, ни предударного слога.

Слово из двух слогов (без неполного слога), один из которых ударный, содержит кроме ударного еще либо предударный, либо безударный слог. В слове из трех слогов (без неполного слога) с одним ударным слогом оставшиеся два слога могут быть либо оба безударные, либо один предударный и один безударный. Как и в словах, состоящих из одного ударного слога, приписывание неполного слога к только что рассмотренным двухсложным и трехсложным словам не изменяет состава предударных и безударных слогов, хотя число слогов в слове увеличивается на единицу.

Введение ударных, предударных и безударных слогов служит для обозначения степени ударности прикрытых и неприкрытых слогов в слове. Три степени ударности двух видов слогов образуют шесть комбинаций. Условимся все *прикрытые ударные* слоги помечать как s^{c*} , *неприкрытые ударные* - как s^{u*} . *Прикрытым предударным* слогам припишем имя s^{c1} , а *неприкрытым предударным* - s^{u1} . Имя s^{c2} присвоим всем *прикрытым безударным* слогам, а s^{u2} - *неприкрытым безударным*. Седьмым именем - s^f условимся обозначать *неполные слоги*, которые, как отмечено выше, не могут быть ни ударными, ни предударными, ни безударными.

Кроме семи перечисленных имен слогов введем еще четыре вспомогательных имени, позволяющие учитывать слабые позиционные изменения некоторых типизированных звуков, соответствующих гласным буквам.

Пусть W^{c**} - список или словарь, состоящий из подмножества некоторых специфичных слов. Разобьем все слова этого словаря на слоги, расставим ударения и выделим в каждом слове прикрытые слоги w^c , справа от которых имеется символ ударения "*".

Обозначим $\{w^c\}^{**} = \{w^c : (w^c \oplus *) \subseteq w; w \in W^{c**}\}$ множество

прикрытых ударных слогов, каждый из которых входит в слово w из списка W^{c*+} . Всем слогам из множества $\{w^c\}^{*+}$ припишем имя s^{c*+} . Любой слог из определенного множества будем называть *прикрытым слабоударным слогом*.

Обозначим W^{u*+} словарь, состоящий из подмножества некоторых слов, разбитых на слоги, с расставленными ударениями. Выделим в каждом слове словаря неприкрытые ударные слоги w^u , справа от которых имеется символ ударения "'". Пусть $\{w^u\}^{*+} = \{w^u: (w^u \oplus *) \subseteq w; w \in W^{u*+}\}$ — множество неприкрытых ударных слогов, каждый из которых входит в слово w из списка W^{u*+} . Любой слог из множества $\{w^u\}^{*+}$ будем называть *неприкрытым слабоударным слогом*, а каждому слогу присвоим имя s^{u*+} .

Далее, пусть W^{cl+} — еще один список, содержащий некоторые специфические слова, включающие в себя выделенные прикрытые предударные слоги. Обозначим $\{w^c\}^{l+} = \{w^c: w^c \subseteq w; w \in W^{cl+}\}$ — множество прикрытых предударных слогов, входящих в слова из списка W^{cl+} . Всем слогам из множества $\{w^c\}^{l+}$ присвоим имя s^{cl+} . Любой слог из множества $\{w^c\}^{l+}$ будем называть *прикрытым слаборедуцированным слогом*.

Наконец, обозначим W^{ul+} словарь, включающий некоторые слова, в которые входят выделенные неприкрытые предударные слоги. Пусть $\{w^u\}^{l+} = \{w^u: w^u \subseteq w; w \in W^{ul+}\}$ — множество неприкрытых предударных слогов, содержащихся в словах из списка W^{ul+} . Любой слог из $\{w^u\}^{l+}$ будем называть *неприкрытым слаборедуцированным слогом*, а каждому слогу присвоим имя s^{ul+} .

Списки W^{c*+} , W^{u*+} , W^{cl+} и W^{ul+} , по существу, являются пополняемыми словарями исключений и содержат следующие перечисленные ниже слова с выделенными (подчеркнутыми) слогами:

$$W^{c*+} = \{\underline{но}*, \underline{то}*, \underline{кто}*, \underline{что}*, \underline{что}*, \underline{что}*, \underline{ничто}*, \underline{скво}*\underline{зв}, \underline{те}*\underline{м}, \underline{че}*\underline{м}, \underline{ка}*\underline{к}, \underline{та}*\underline{к}, \underline{ке}*\underline{м}, \dots\},$$

$$W^{cl+} = \{\underline{но}, \underline{то}*, \underline{то}, \underline{кто}, \underline{что}, \underline{что}*, \underline{ничто}, \underline{скво}*\underline{зв}, \underline{те}*\underline{м}, \underline{че}*\underline{м}, \underline{ка}*\underline{к}, \underline{та}*\underline{к}, \underline{ке}*\underline{м}, \dots\},$$

$$W^{u*+} = \{\underline{о}*\underline{н}, \underline{я}*, \underline{а}*, \dots\}, \quad W^{ul+} = \{\underline{он}, \underline{я}, \underline{а}, \dots\}.$$

Пусть слово $w(n)$ длины n покрыто K слогами так, что $w(n) = w^K(n) = w_1(m_1) \dots w_i(m_i) \dots w_K(m_K)$. Тогда последовательность из K слогов длины $n+t$, где $1 \leq t \leq K \leq n$, вида: $w^K(n; i_1, \dots, i_t) = w_1(m_1) \dots w_{i_1}(m_{i_1}) * \dots w_i(m_i) \dots w_{i_t}(m_{i_t}) * \dots w_K(m_K)$, в которой справа от некоторых t слогов с номерами i_1, \dots, i_t такими, что $1 \leq i_1 < \dots < i_2 < \dots < i_t \leq K$, расположен символ "*", называется *словом с t ударениями*.

В словах, содержащих $t \geq 2$ ударений, как и в словах с одним ударением, слоги, справа от которых расположен символ "*", будем называть ударными, а слоги, непосредственно предшествующие ударному, у которых справа отсутствует символ "*" (если такие слоги имеются), - предударными. Оставшиеся слоги (если таковые имеются), за исключением неполного слога, будем называть безударными. Приписывание имен слогам в словах с несколькими ударениями осуществим по тем же правилам, что и в словах с одним ударением.

Обозначим

$$S = \{s^{c*}, s^{u*}, s^{cl}, s^{ul}, s^{c2}, s^{u2}, s^f, s^{c*+}, s^{u*+}, s^{cl+}, s^{ul+}\}$$

слоговой алфавит или алфавит имен слогов. Алфавит S позволяет различать прикрытые и неприкрытые слоги по степени ударности и

дифференцировать слова с отличающимися вариантами (перестановками в слове) указателей ударений.

Расстановку t ударений в слове $w(n) = w^K(n)$, содержащем K слогов (без неполного слога), можно осуществить C_K^t способами. Следующее утверждение вытекает из правил приписывания имен слогов.

УТВЕРЖДЕНИЕ 1. Для каждого из $C_K^0 + C_K^1 + C_K^2 + \dots + C_K^K$ вариантов всевозможных расстановок $0, 1, 2, \dots, K$ ударений в слове $w(n) = w^K(n)$, состоящем из K слогов (без неполного слога), существует единственная последовательность имен K слогов из алфавита S .

Будем считать, что каждое слово входной записи имеет вид: $w(n; j_1, \dots, j_t) = a_1 \dots a_{j_1} * \dots a_i \dots a_{j_t} * \dots a_n$, т.е. содержит n букв из алфавита A и t символов "*", расположенных справа от некоторых букв с номерами j_1, \dots, j_t такими, что $1 \leq j_1 < \dots < i < \dots < j_t \leq n$. Значок "*", как оговорено ранее, является признаком конца записи, включающей последовательность слов, разделенных пробелом.

3. Выходной алфавит, выходные структуры

Для фонемного транскриптора (преобразователя "буква-фонема") выходной алфавит F содержит 42 элемента и состоит из подмножества имен гласных фонем, включающего 6 элементов:

$$F_V = \{A, O, Э, Ы, И, У\},$$

и подмножества имен согласных фонем, содержащего 36 элементов:

$$F_C = \{Б, Б', В, В', Г, Г', Д, Д', Ж, Ж, З, З', К, К', Л, Л', М, М', Н, Н', П, П', Р, Р', С, С' Т, Т', Ф, Ф', Х, Х', Ц, Ч, Ш, Ш'\}.$$

В записи имен согласных апостроф служит для обозначения мягкости согласной фонемы, а символ J - для обозначения так называемой йотированности звуков. Элементы множества $F = F_V \cup F_C$

есть имена 42-х классов эквивалентности, на которые разбивает-
ся множество звуков речи.

Последовательность $b(n) = \beta_1\beta_2\dots\beta_1\dots\beta_n$, где $\beta_i \in F$ для
всех $i = 1, \dots, n$, называется *фонемным словом без ударе -*
ния; $b(n) \in F^n$.

Множество всевозможных фонемных слов, длиной не более n_f
имен фонем,

$$B = \{b: b=b(n), b(n) \in F^n, 1 \leq n \leq n_f\}$$

есть множество всевозможных декартовых n -х степеней алфавита
 F .

Понятие *фонемного слога* вводится аналогично понятию
орфографического слога. Слово $b^c(m) = (\beta_1\beta_2\dots\beta_m) \in B$ назы-
вается *прикрытым слева и открытым справа фонемным сло-*
гом, далее - *прикрытым фонемным слогом*, если и только ес-
ли $m \geq 2$ и $(\beta_1 \in F_C, \beta_2 \in F_C, \dots, \beta_{m-1} \in F_C) \& \beta_m \in F_V$.

Слово $b^u(1) = (\beta_1) \in B$ (длины $m = 1$) называется *непри-*
крытым слева и открытым справа фонемным слогом, далее -
неприкрытым фонемным слогом, если и только если $\beta_1 \in F_V$.

Слово $b^f(m) = (\beta_1\beta_2\dots\beta_m) \in B$ называется *неполным фо-*
немным слогом, если и только если $m \geq 1$ и $\beta_1 \in F_C, \beta_2 \in F_C, \dots$
 $\dots, \beta_m \in F_C$.

Определим множества:

$$B^c = \{b: b = b^c(m), 2 \leq m \leq n_f\} = \{b^c\}$$

всевозможных прикрытых слогов, $B^c \subset B$;

$$B^u = \{b: b = b^u(1)\} = \{b^u\}$$

всевозможных неприкрытых слогов, $B^u \subset B$;

$$B^f = \{b: b = b^f(m), 1 \leq m \leq n_f\} = \{b^f\}$$

всевозможных неполных слогов, $B^f \subset B$.

Фонемными слогами называются только те слова из множества всевозможных фонемных слов V , которые являются либо прикрытыми фонемными слогами, либо неприкрытыми фонемными слогами, либо неполными слогами. Совокупность всевозможных фонемных слогов, длиной не более n_f имен фонем, есть множество $V^{suf} = V^c \cup V^u \cup V^f$; $V^{suf} \subset V$.

Для фонемных слов справедлива следующая теорема о покрытии, являющаяся аналогом теоремы 1.

ТЕОРЕМА 2. Для каждого фонемного слова $b(n) \in V$ существует единственная конкатенация $b^K(n) = b_1(m_1) \dots b_i(m_i) \dots b_K(m_K)$ такая, что $b^K(n) = b(n)$, в которой:

1) либо $b_i(m_i) \in V^c \cup V^u$ при всех $i = 1, 2, \dots, K$, и число K фонемных слогов в фонемном слове равно числу гласных фонем в этом слове;

2) либо $b_i(m_i) \in V^c \cup V^u$ при всех $i = 1, 2, \dots, K-1$, $b_K(m_K) \in V^f$, и число K фонемных слогов в фонемном слове на 1 больше числа гласных фонем в этом слове.

Таким образом, существует единственное разбиение фонемного слова на фонемные слоги. При этом любое фонемное слово, как и орфографическое, либо не содержит неполный фонемный слог, либо имеет таковой в единственном числе. Конец неполного фонемного слога совпадает с концом фонемного слова. Алгоритм покрытия фонемного слова фонемными слогами очевиден.

Для последовательностей из фонемного алфавита F можно ввести понятие фонемных слов с ударениями (так же, как это было сделано для орфографических слов) и определить имена фонемных слогов. Однако, для дальнейшего изложения введение указанных понятий не требуется, так как фонемные структуры и фонемный алфавит являются выходными данными лишь для фонемного транскриптора, т.е. для транслятора "буква-фонема". В фонетическом транскрипторе - преобразователе "буква-звукотип" - эти данные явля-

ются промежуточными, и при формулировке правил транскрибирования их можно не использовать.

Выходной алфавит Z фонетического транскриптора ("буква-звукотип") состоит из 56 элементов - имен звукотипов. Элементы множества Z есть имена 56 классов эквивалентности, на которые разбивается множество звуков речи. Алфавит Z можно интерпретировать как расширение алфавита фонем F , образующееся в результате дробления некоторых из 42 фонемных классов эквивалентности. Дополнительные имена звукотипов вводятся для позиционного различия фонем внутри произносимого слова и позиционных изменений фонем на стыках между произносимыми слитно словами.

Подмножество Z_V имен гласных звукотипов содержит 15 элементов (вместо 6 фонемных имен из F_V). В это подмножество введены различные имена для некоторых звукотипов, обозначающих одну и ту же фонему, имя которой в фонемной транскрипции принадлежит различным типам фонемных слогов. В подмножество $Z_V^* = \{A^*, O^*, Э^*, Ы^*, И^*, У^*\}$ включены имена гласных звукотипов, обозначающие гласные фонемы из множества F_V , расположенные в ударных фонемных слогах (ударные гласные); в подмножество $Z_V^1 = \{A1, Э1, Ы1, И1, У1\}$ - имена гласных звукотипов, обозначающие некоторые гласные фонемы из множества F_V , расположенные в предупдарных фонемных слогах (гласные первой степени редукции); в подмножество $Z_V^2 = \{A2, Э2\}$ - имена гласных звукотипов для некоторых гласных фонем из безударных фонемных слогов (гласные второй степени редукции), а в подмножество $Z_V^0 = \{O, E\}$ - имена гласных звукотипов из слабоударных и слабoredуцированных фонемных слогов.

Подмножество имен гласных звукотипов Z_V есть объединение 4-х подмножеств: $Z_V = Z_V^* \cup Z_V^0 \cup Z_V^1 \cup Z_V^2$.

Подмножество Z_C имен согласных звукотипов состоит из 41 элемента (вместо 36 фонемных имен из F_C). Множество согласных звуков речи дробится на 41 класс эквивалентности вместо 36. До-

полнительные имена вводятся для некоторых звукотипов, образующихся в результате разбиения фонемных классов эквивалентности. При фонетическом транскрибировании эти имена позволяют учесть эффекты озвончения, аффрицирования и смягчения некоторых согласных фонем. В частности, вводятся имена звукотипов Ц1 и Ч1 для отражения возможного озвончения фонем Ц и Ч, имена х и х' для учета аффрицируемости фонем Г и Г', озвончения и аффрицируемости К, К', Х, Х', а также имя ж' для обозначения смягченной фонемы Ж. Таким образом, $Z_C = \{Б, Б', В, В', Г, Г', х, х', Д, Д', Ж, Ж', Ј, З, З', К, К', Л, Л', М, М', Н, Н', П, П', Р, Р', С, С', Т, Т', Ф, Ф', Х, Х', Ц, Ц1, Ч, Ч1, Ш, Щ\}$, а $Z = Z_V \cup Z_C$.

Фонетическим словом называется последовательность $g(n) = \gamma_1 \dots \gamma_i \dots \gamma_n$, где $\gamma_i \in Z$ для всех $i = 1, \dots, n$; $g(n) \in Z^n$. Образует множество всевозможных фонетических слов, состоящих не более чем из n_z имен звукотипов: $G = \{g: g = g(n), g(n) \in Z^n, 1 \leq n \leq n_z\}$.

Длину фонетического слова $g(n)$ будем обозначать $|g(n)|$, так что $n = |g(n)|$. Пусть $g(0)$ фонетическим словом назовем последовательность $g(0)$, не содержащую ни одного элемента.

Слово $g^c(m) = (\gamma_1 \gamma_2 \dots \gamma_m) \in G$ называется *прикрытым слева и открытым справа фонетическим слогом*, далее - *прикрытым фонетическим слогом*, если и только если $m \geq 2$ и $(\gamma_1 \in Z_C, \gamma_2 \in Z_C, \dots, \gamma_{m-1} \in Z_C) \& \gamma_m \in Z_V$.

Слово $g^u(1) = (\gamma_1) \in G$ (длины $m = 1$) называется *неприкрытым слева и открытым справа фонетическим слогом*, далее - *неприкрытым фонетическим слогом*, если и только если $\gamma_1 \in Z_V$.

Слово $g^f(m) = (\gamma_1 \gamma_2 \dots \gamma_m) \in G$ называется *неполным фонетическим слогом*, если и только если $m \geq 1$ и $\gamma_1 \in Z_C, \gamma_2 \in Z_C, \dots, \gamma_m \in Z_C$.

Определим множества: $G^c = \{g: g = g^c(m), 2 \leq m \leq n_z\} = \{g^c\}$ всевозможных прикрытых фонетических слогов, $G^c \subset G$; $G^u = \{g: g = g^u(1)\} = \{g^u\}$ всевозможных неприкрытых фонетических слогов, $G^u \subset G$;

$G^f = \{g: g = g^f(m), 1 \leq m \leq n_f\} = \{g^f\}$ всевозможных неполных слогов, $G^f \subset G$.

Из множества всевозможных фонетических слов G фонетическими слогами будем называть только те фонетические слова, которые являются либо прикрытыми, либо неприкрытыми фонетическими слогами, либо неполными фонетическими слогами. Обозначим $G^{cu f} = = G^c U G^u U G^f$ множество всевозможных фонетических слогов, $G^{cu f} \subset G$.

Так же как для орфографических и фонемных слов, нетрудно доказывается следующая теорема о покрытии фонетических слов фонетическими слогами.

ТЕОРЕМА 3. Для каждого фонетического слова $g(n) \in G$ существует единственная конкатенация $g^K(n) = = g_1(m_1) \dots g_i(m_i) \dots g_K(m_K)$ такая, что $g^K(n) = g(n)$, в которой:

1) либо $g_i(m_i) \in G^c \cup G^u$ при всех $i = 1, 2, \dots, K$, и число K фонетических слогов в фонетическом слове равно числу гласных звукотипов в этом слове;

2) либо $g_i(m_i) \in G^c \cup G^u$ при всех $i = 1, 2, \dots, K-1$, $g_K(m_K) \in G^f$, и число K фонетических слогов в фонетическом слове на 1 больше числа гласных звукотипов в этом слове.

Таким образом, существует единственное разбиение фонетического слова на фонетические слоги. Любое фонетическое слово, как и орфографическое, и фонемное, либо не содержит неполного фонетического слога, либо имеет таковой в единственном числе. Конец неполного фонетического слога совпадает с концом фонетического слова.

Для описания транскрипционных преобразований в подмножестве Z_C выделим подмножества:

$Z_D = \{Б, Б', Д, Д', Г, Г', Ч, Ч', Ж, Ж', З, З', Ц, Ц'\}$ - подмножество имен звонких звукотипов;

$Z_L = \{Ц, Ч, Ш, Щ, К, К', П, П', С, С', Т, Т', Ф, Ф', Х, Х'\}$ - подмножество имен глухих звукотипов.

Кроме того, определим подмножество $Z_U = Z \setminus Z_D$, а также следующие списки звукотипов:

$$Z_{L1} = \{T', C'\},$$

$$Z_{L2} = \{T', C', P'\} = Z_{L1} \cup \{P'\},$$

$$Z_{L3} = \{X', K'\},$$

$$Z_{L4} = \{P', \Phi'\},$$

$$Z_{L5} = \{U, Ч, Ш, Щ, К, К', П, П', С, Т, Ф, Ф', Х, Х'\} = Z_L \setminus Z_{L1},$$

$$Z_{L6} = \{U, Ч, Ш, Щ, К, К', П, С, Т, Ф, Ф', Х, Х'\} = Z_L \setminus Z_{L2},$$

$$Z_{L7} = \{U, Ч, Ш, Щ, К, К', П, С, С', Т, Т', Ф, Х, Х'\} = Z_L \setminus Z_{L4},$$

$$Z_{D1} = \{D', Z'\},$$

$$Z_{D2} = \{D', Z', B'\} = Z_{D1} \cup \{B'\},$$

$$Z_{D3} = \{B, B', D, D', Г, X, X', Ж, Ж', З, З', Ч1, Ц1\} = Z_D \setminus \{Г'\},$$

$$Z_{D4} = \{B, B', D, Г, Г', X, X', Ж, Ж', З, Ч1, Ц1\} = Z_D \setminus Z_{D1},$$

$$Z_{D5} = \{B, D, Г, Г', X, X', Ж, Ж', З, Ч1, Ц1\} = Z_D \setminus Z_{D2},$$

$$Z_{D6} = \{Г, Г'\},$$

$$Z_{U1} = \{B, B'\},$$

$$Z_{U2} = Z_U \setminus Z_{U1},$$

$$Z_{M1} = \{B', B', M'\},$$

$$Z_{M2} = \{D', Z', H', B'\} = Z_{D1} \cup \{H', B'\},$$

$$Z_{M3} = \{T', C', H', B'\} = Z_{L1} \cup \{H', B'\},$$

$$Z_{M4} = \{T', C', H', B', M', Л', П'\} = Z_{M3} \cup \{M', Л', П'\},$$

$$Z_{M5} = \{D', Z', H', B', M', Л', B'\} = Z_{M2} \cup \{M', Л', B'\},$$

$$Z_{M6} = \{T', C', D', Z', H', Ч, Щ\} = Z_{L1} \cup Z_{D1} \cup \{H', Ч, Щ\}.$$

Фонетической записью длины L назовем последовательность фонетических слов $g_1, \dots, g_1, \dots, g_L$. Фонетический текст определим как последовательность фонетических записей, разделенных значком "⌘".

4. Правила преобразования буква-звукотип

Правила транскрипционных преобразований в фонетической литературе представлены в малоприводном для формализации виде, и, к тому же, разрозненны. Ниже эти правила обобщены, сформулиро-

ваны в терминах, введенных в пп.2 и 3, и приведены к виду, удобному для алгоритмической реализации. На наш взгляд, сформулированные правила трансляции отражают процесс речеобразования, соответствующий общепризнанному или нормативному стилю произношения.

Каждое из 33-х приведенных правил преобразования отдельной буквы содержит условия, при которых эта буква отображается в последовательность допустимых имен звукотипов, содержащую 0, 1 или 2 элемента.

4.1. Правила транскрибирования гласных букв. При просмотре правил трансляции гласных букв целесообразно обратить внимание на следующие особенности. Результат преобразования гласной буквы полностью определяется именем $s \in S$ слога w , которому эта буква принадлежит, и содержимым подпоследовательности, состоящей не более чем из двух букв, расположенных непосредственно слева от преобразуемой буквы. При этом анализ двух предшествующих букв необходим лишь при обработке межсловных стыков. При трансляции гласной буквы, не являющейся первой в слове, достаточно анализировать только одну предшествующую букву. Правила транскрибирования гласных букв приведены в табл.1.

4.2. Правила транскрибирования согласных. Правила трансляции согласных букв включают 4 вида преобразований: смягчение (твердая буква-мягкий звукотип), озвончение (глухая буква-звонкий звукотип), оглушение (звонкая буква-глухой звукотип) и аффрицирование (буква из множества $\{z, k, x\}$ -звонкий аффрикат "х").

Особенностью правил трансляции согласных букв является зависимость результата текущего преобразования от результата будущего преобразования, т.е. от результата преобразования букв, расположенных справа от текущей. При этом имя выходного звукотипа полностью определяется текущей буквой и результатом

Правила транскрибирования гласных букв

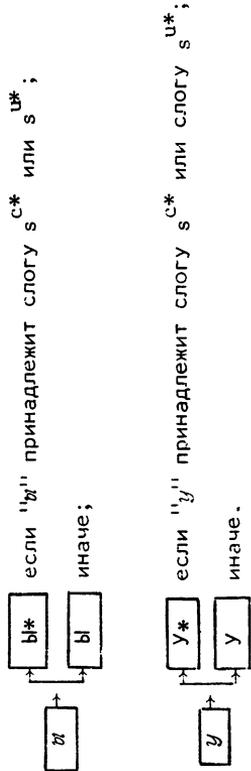
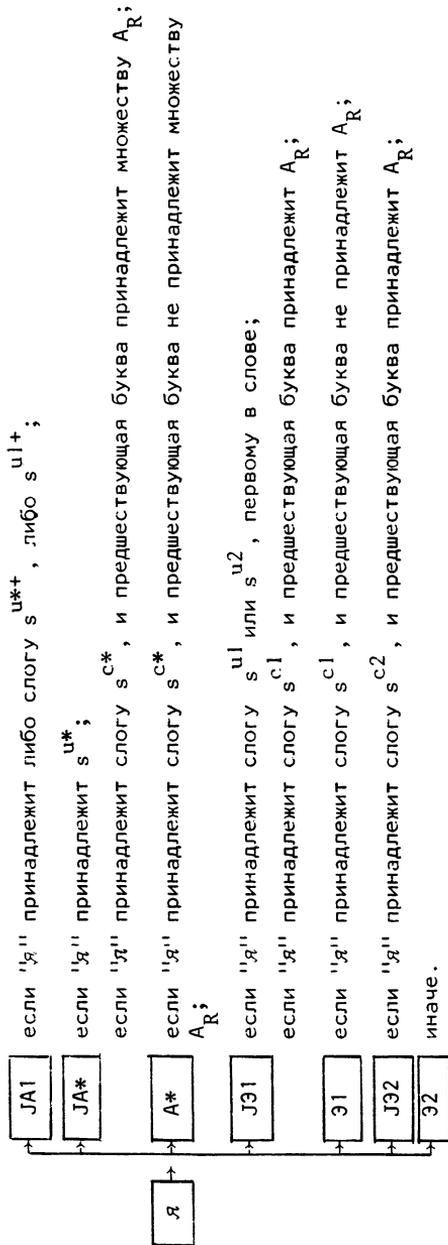
а	A1	если 'а' принадлежит одному из слогов: s^{c*} , u^{**} , $s^{c +}$, $s^{c +}$ или $s^{u +}$;
		если 'а' принадлежит первому в слове слогу s^{u2} ;
		если 'а' принадлежит слогу s^{u1} ;
		если 'а' принадлежит слогу s^{c1} , и предшествующая буква не принадлежит A_Q ;
о	A*	если 'а' принадлежит слогу s^{c*} или слогу s^{u*} ;
	31	если 'а' принадлежит слогу s^{c1} , и предшествующая буква содержится в множестве A_Q ;
	32	если 'а' принадлежит слогу s^{c2} , и предшествующая буква содержится в множестве A_Q ;
	A2	иначе;
о	0	если 'о' принадлежит одному из слогов: $s^{c +}$, $u^{c +}$, s^{c**} или s^{u**} ;
	0*	если 'о' принадлежит слогу s^{c*} или слогу s^{u*} ;
	A1	если 'о' принадлежит первому в слове слогу s^{u2} ;
		если 'о' принадлежит слогу s^{c1} или слогу s^{u1} ;
	32	если 'б' принадлежит слогу s^{c2} , и предшествующая буква принадлежит множеству A_Q ;
	A2	иначе;

E	если 'e' принадлежит слогу s^{c*+} или s^{c1+} ;
JЭ*	если 'e' принадлежит слогу s^{u*} ;
Э*	если 'e' принадлежит слогу s^{c*} , и предшествующая буква принадлежит множеству A_R ;
JЭ1	если 'e' принадлежит первому в слове слогу s^{u1} ;
	если 'e' принадлежит первому в слове слогу s^{u2} ;
	если 'e' принадлежит слогу s^{c1} , и предшествующая буква содержится в множестве A_R ;
Ы1	если 'e' принадлежит слогу s^{c1} , и предшествующая буква содержится в множестве A_T ;
Э1	если 'e' принадлежит слогу s^{c1} , и предшествующая буква не содержится в множестве A_T и A_R ;
A2	если 'e' принадлежит слогу s^{c2} , и предшествующая буква содержится в множестве A_T ;
JЭ2	если 'e' принадлежит слогу s^{c2} , и предшествующая буква содержится в множестве A_R ;
Э2	иначе;
JО*	если 'ë' принадлежит слогу s^{u*} ;
О*	если 'ë' принадлежит слогу s^{c*} , и предшествующая буква принадлежит множеству A_R ;
	иначе;

b*	если 'ц' принадлежит первому в слове слогу s^* , и перед этим словом имеется слово, последний слог s^f которого оканчивается: 1) буквой подмножества A_H , 2) буквой 'б', а этой букве предшествует буква из A_T ;
JI*	если 'ц' принадлежит слогу s^* , и ей предшествует буква из A_T ;
И*	если 'ц' принадлежит слогу s^* , и предшествующая буква не содержится в $A_R \cup A_T$;
	если 'ц' принадлежит слогу s^* , и этот слог - не первый в слове;
	если 'ц' принадлежит первому в слове слогу s^* , а это слово является первым в записи;
	если 'ц' принадлежит слогу s^* , и этот слог является первым в слове, а предшествующее слово либо не содержит слог s^f , либо содержит слог s^f , который оканчивается: 1) буквой, не принадлежащей множеству A_H , 2) буквой 'б', которой предшествует буква, не принадлежащая A_T ;
ы1	если 'ц' принадлежит первому в слове слогу s^1 или s^2 , и перед этим словом имеется слово, последний слог s^f которого оканчивается: 1) буквой из множества A_H , 2) буквой 'б', а этой букве предшествует буква из A_T ;
	если 'ц' принадлежит слогу s^1 или s^2 , и ей предшествует буква из A_T ;
JI1	если 'ц' принадлежит слогу s^1 или s^2 , и ей предшествует буква из A_R ;
И1	иначе;

ц

Э*	если "э" принадлежит слогу s^{c*} или s^* ;
Ы1	если "э" принадлежит первому в слове слогу s^{u1} или s^{u2} , и перед этим словом имеется слово, последний слог f которого оканчивается: 1) буквой подмножества A_H , 2) буквой "б", а этой букве предшествует буква из A_T ;
Э1	если "э" принадлежит слогу s^{c1} , и ей предшествует буква из A_T ;
Э2	если "э" принадлежит первому в слове слогу s^{u1} или s^{u2} , и это слово является либо начальным словом записи, либо предшествующее слово оканчивается: 1) буквой из подмножества $A_U \cup A_Q$, 2) буквой "б", и предшествующая буква не принадлежит A_T ;
А2	если "э" принадлежит слогу s^{c1} , и предшествующая ей буква не принадлежит A_T ;
	если "э" принадлежит слогу s^{u2} в словах: <i>аэро(по)рт</i> , <i>аэро(во)кза*л</i> , <i>аэро(...),...</i> ;
	иначе;
Ю*	если "ю" принадлежит слогу s^{u*} ;
У*	если "ю" принадлежит слогу s^{c*} , и предшествующая буква принадлежит множеству A_R ;
Ю1	если "ю" принадлежит слогу s^{c*} , и предшествующая буква не принадлежит множеству A_R ;
У1	если "ю" принадлежит либо слогу s^{u1} , либо s^{u2} ;
	если "ю" принадлежит либо слогу s^{c1} , либо s^{c2} , и предшествующая буква принадлежит множеству A_R ;
	иначе;



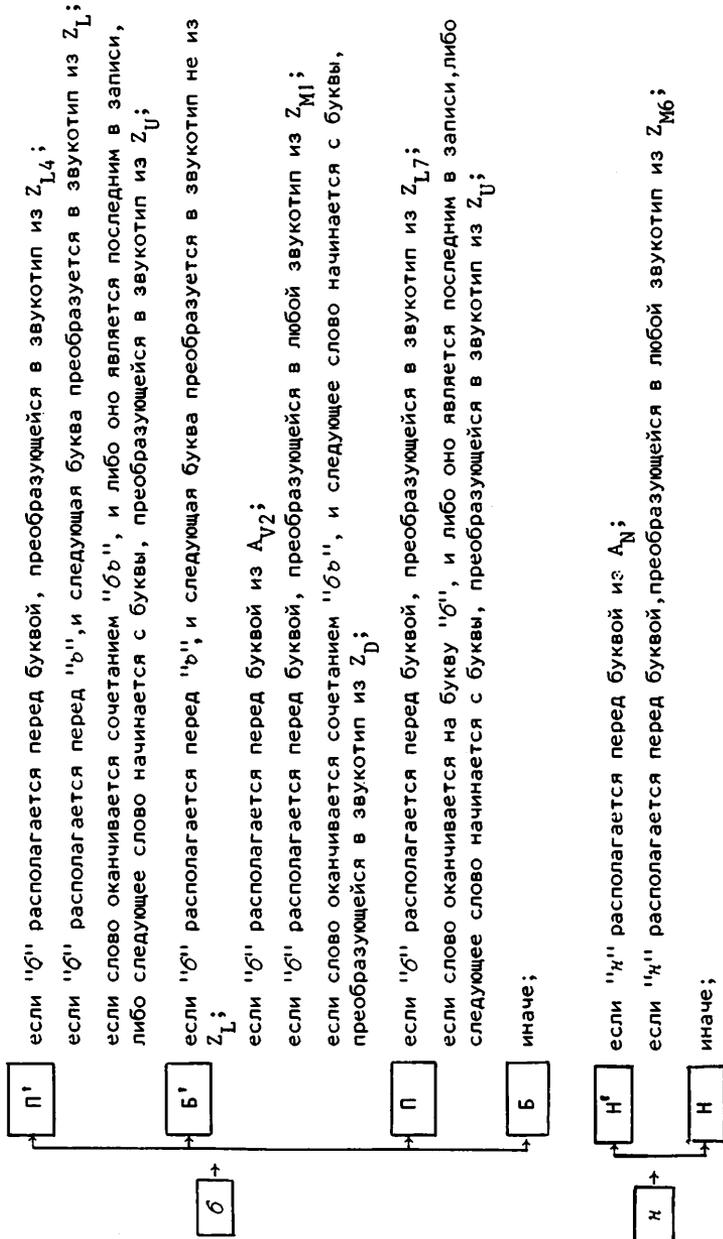
преобразования одной последующей буквы, если преобразуемая буква не является последней буквой орфографического слова или не является такой предпоследней буквой слова, что справа от нее имеется мягкий знак. В противном случае для преобразования согласной буквы необходим анализ результата преобразования первого слога из следующего орфографического слова.

Отметим также, что разделительные буквы, оказывая влияние на результат преобразования соседних букв, сами отображаются в пустую последовательность, т.е. исключаются. Правила транскрибирования согласных букв приведены в табл.2.

Как видно из приведенных правил трансляции "буква-звук - тип", на преобразование гласных букв влияние оказывают буквы - соседи слева. При этом область влияния ограничена буквами из текущего слога (т.е. из слога, в который входит преобразуемая буква), если этот слог прикрытый, или буквами из предыдущего слога, если этот слог неприкрытый. Таким образом, для преобразования гласной буквы из текущего слога достаточно анализировать содержимое не более одного предшествующего орфографического слога.

Напротив, на преобразование согласных букв влияние оказывают буквы - соседи справа. Причем это влияние в правилах написано не в виде буквенных, а в виде фонетических зависимостей, т.е. через результат фонетического преобразования букв - правых соседей. Область влияния - взаимодействия - ограничивается либо текущим преобразованным фонетическим слогом, если буква преобразуется в звукотип, не являющийся конечным в слове, либо (в противном случае) первым фонетическим слогом последующего слова. Таким образом, для преобразования согласной буквы из текущего слога достаточно анализировать содержимое не более одного будущего фонетического слога.

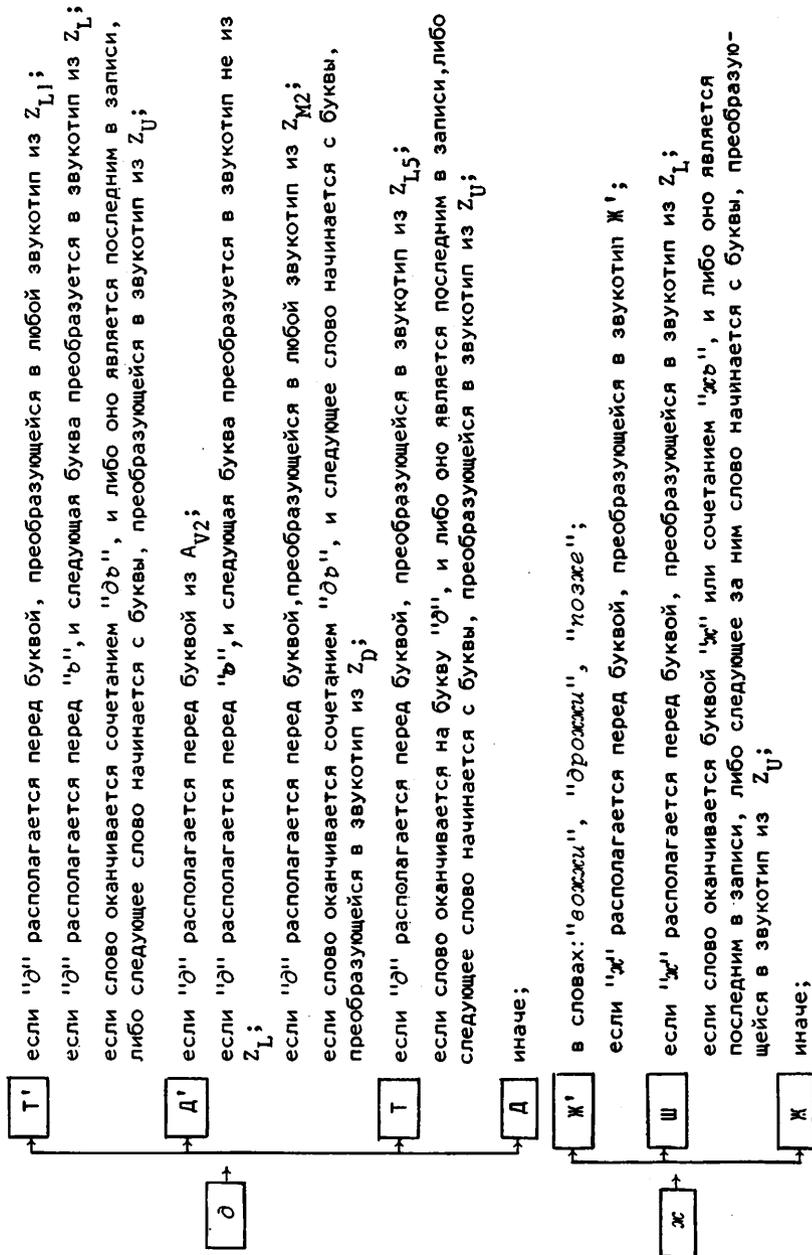
Правила транскрибирования согласных букв

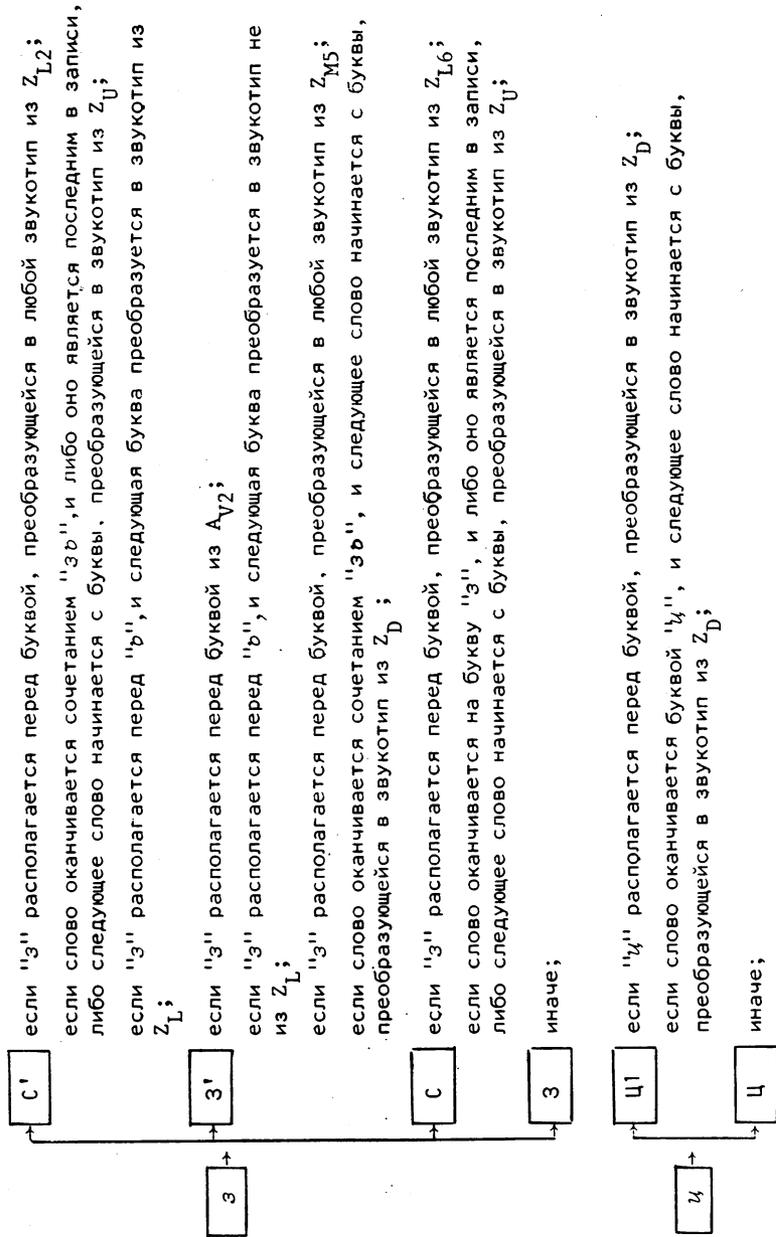


Ф	если "ф" располагается перед буквой, преобразующейся в звукотип из Z_{L7} ;
Ф'	если слово оканчивается буквой "ф", и либо оно является последним в записи, либо первая отличная от "ф" буква следующего слова преобразуется в звукотип из Z_U ;
В'	если слово оканчивается сочетанием "фв", и либо оно является последним в записи, либо первая отличная от "ф" буква следующего слова преобразуется в звукотип из Z_U ;
В	если "ф" располагается перед буквой, преобразующейся в любой звукотип из Z_{L4} ;
л	если "л" располагается перед "в", и следующая буква преобразуется в звукотип из Z_L ;
Л'	если "л" располагается перед буквой из A_{Y2} ;
Л	если "л" располагается перед "б", и следующая буква преобразуется в звукотип не из Z_L ;
	если "л" располагается перед буквой, преобразующейся в звукотип в'1;
	если слово оканчивается сочетанием "фв", и первая отличная от "ф" буква следующего слова преобразуется в звукотип из Z_D ;
	иначе;
	если "л" располагается перед буквой из A_N ;
	если "л" располагается перед буквой, преобразующейся в звукотип л'1;
	иначе;

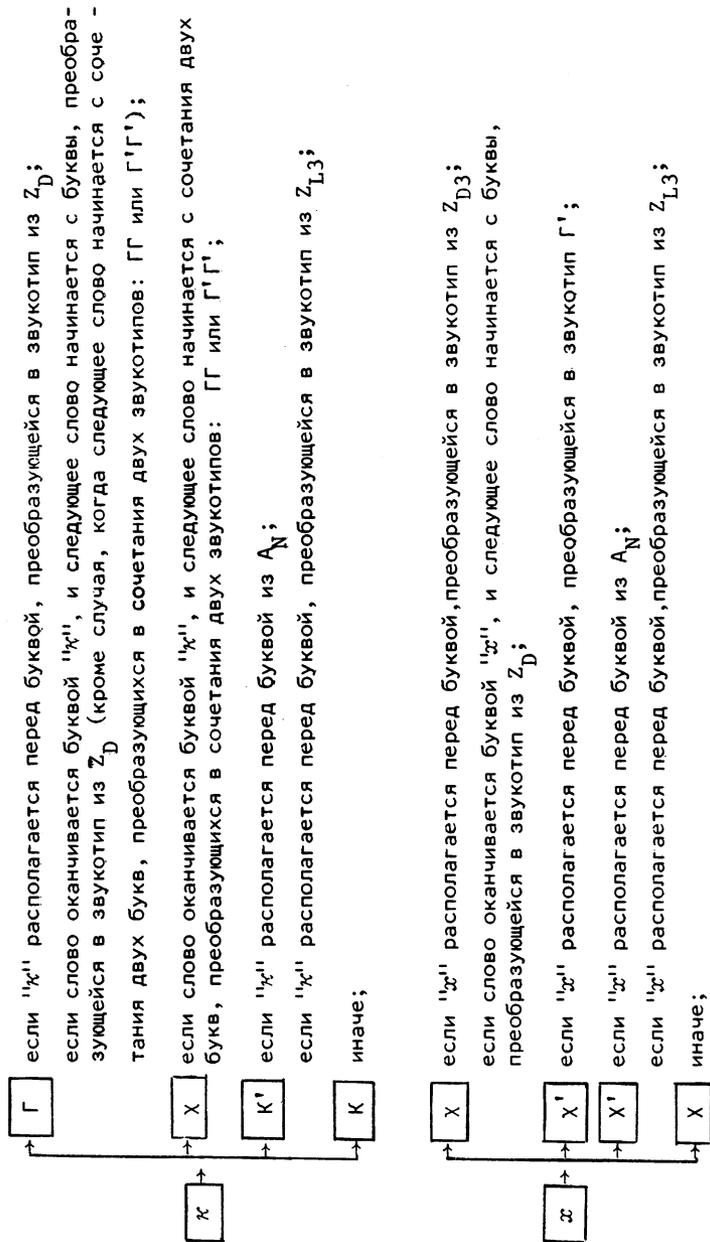
К	если "z" располагается перед буквой, преобразующейся в звукотип из Z_I ; если слогр оканчивается буквой "z", и либо оно является последним в записи, либо следующее слово начинается с буквы, преобразующейся в звукотип из Z_U ;
Х	если слово оканчивается буквой "z", и следующее слово начинается с сочетания двух букв, преобразующихся в сочетании двух звукотипов: ГГ или Г'Г';
Г'	если "z" располагается перед буквой из A_N ;
Г	если "z" располагается перед буквой, преобразующейся в звукотип Г'; иначе;
Б'	если слово оканчивается сочетанием "лр", и следующее слово начинается с буквы, преобразующейся в звукотип из Z_D ;
П'	если "л" располагается перед буквой из A_N ;
	если "л" располагается перед буквой, преобразующейся в звукотип П';
Б	если слово оканчивается сочетанием "лр", и следующее слово начинается с буквы, преобразующейся в звукотип из Z_U ;
П	если "л" располагается перед буквой, преобразующейся в звукотип из Z_D ; если слово оканчивается буквой "л", и следующее слово начинается с буквы, преобразующейся в звукотип из Z_D ; иначе;

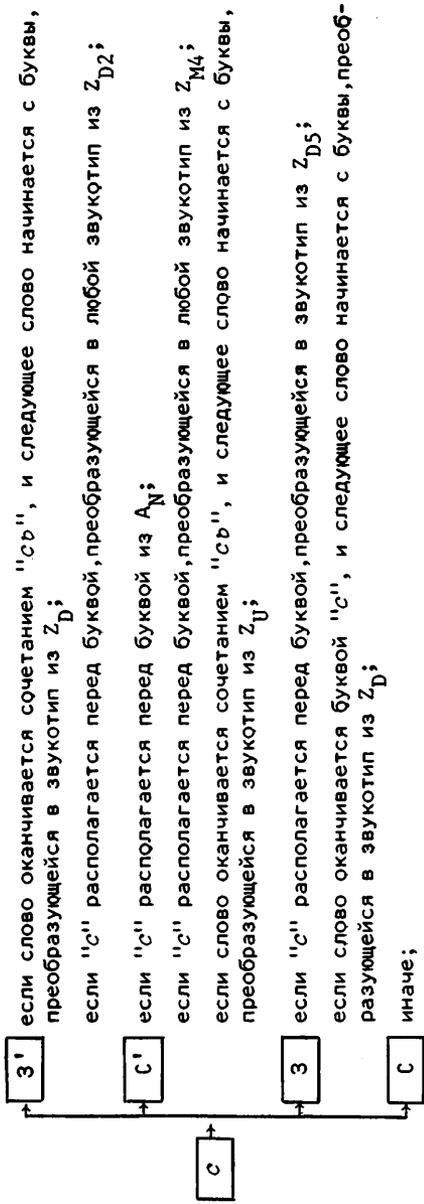
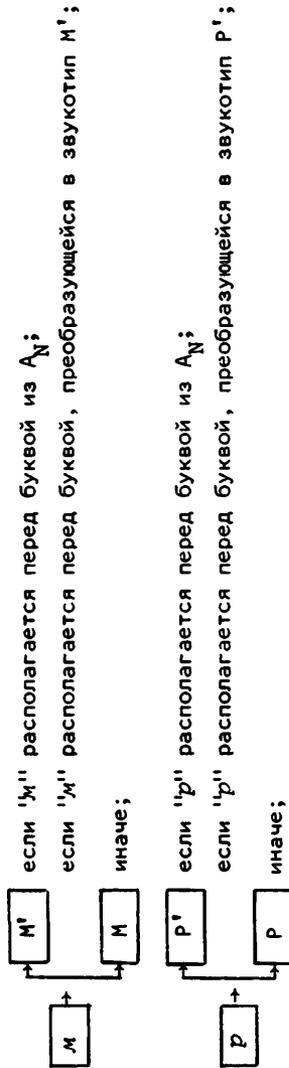
Продолжение таблицы 2



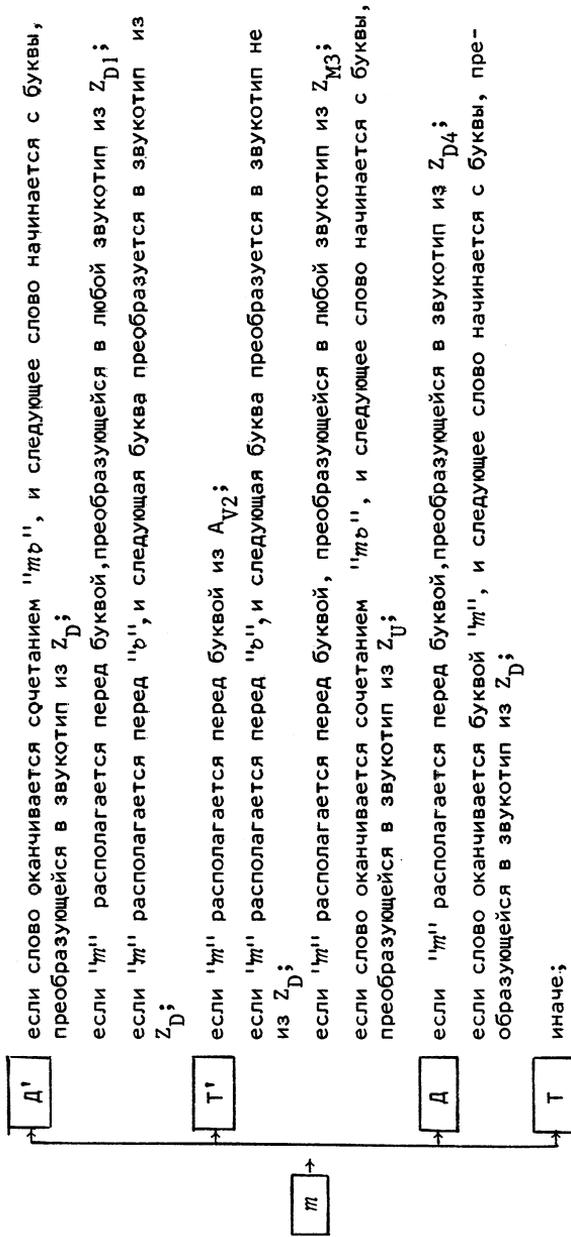


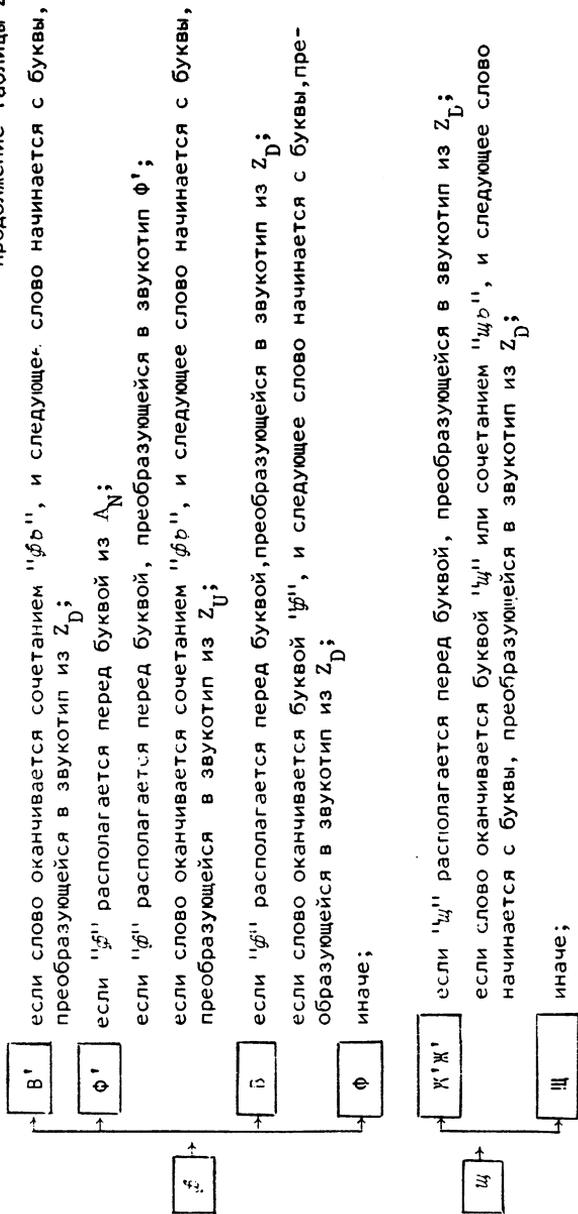
Продолжение таблицы 2





Продолжение таблицы 2





ч	если "ч" располагается перед буквой, преобразующейся в звукотип из Z_D ; если слово оканчивается буквой "ч" или сочетанием "чb", и следующее слово начинается с буквы, преобразующейся в звукотип из Z_D ; иначе;	ч1
щ	если "щ" располагается перед буквой, преобразующейся в звукотип из Z_D ; если слово оканчивается буквой "щ" или сочетанием "щb", и следующее слово начинается с буквы, преобразующейся в звукотип из Z_D ; иначе;	Ж Ш
б	влияет на соседние звуки, отображаемые в пустую подпоследовательность;	
в	влияет на соседние звуки, отображаемые в пустую подпоследовательность;	
й		Ј

Для того, чтобы при обработке текущей буквы иметь возможность анализировать результат будущего фонетического преобразования, процедуру обработки орфографической записи следует проводить справа налево, т.е. от последнего слова записи к первому, от последнего слога в слове к первому, от последней буквы слова к первой.

Обобщая правила транскрипционных преобразований, можно заключить, что алгоритм фонетической трансляции есть функция ω , определенная на множестве букв языка, зависящая от параметров или условий, характеризующих положение буквы во всевозможных допустимых буквенных последовательностях, и принимающая значения на множестве последовательностей имен звукотипов, содержащих 0, 1 или 2 элемента. В отсутствие условий, как видно из приведенных правил, транскрипционная функция многозначна.

В следующем параграфе дано конструктивное определение транскрипционной функции, позволяющее вычислять значение функции с помощью известных логических операций. При этом условия, обеспечивающие однозначность преобразования, формализованы.

5. Алгоритм транскрибирования

Сущность алгоритма фонетического транскрибирования состоит в преобразовании последовательности орфографических записей в последовательность фонетических записей. Орфографическая входная запись, как было оговорено в п.2, является последовательностью слов с расставленными ударениями, которая оканчивается служебным символом "#", обозначающим конец записи. Выходную фонетическую запись определим как последовательность затранскрибированных орфографических слов, такую, что число слов в выходной записи равно числу слов во входной. Конец фонетической, как и орфографической, записи будем отмечать символом "#".

Так как записи в тексте взаимно независимы, для описания алгоритма транскрибирования текста достаточно рассмотреть обработку одной входной записи. Обработка других записей проводится аналогично.

Преобразование

$$\Phi: w(n; j_1, \dots, j_t) \rightarrow \mathbf{w}^K(n) \quad (2)$$

входного слова длины n с t ударениями в конкатенацию K слогов есть разбиение (см. п.2) входного слова на слоги. Для осуществления преобразования (2) достаточно вычеркнуть из слова $w(n; j_1, \dots, j_t)$ символы ударения, получить слово $w(n)$ и воспользоваться алгоритмом слогового покрытия. Единственность преобразования (2) для любого допустимого орфографического слова гарантирует теорема 1.

Отображение (сущность которого записана в п.2)

$$\Psi: w(n; j_1, \dots, j_t) |_{\Phi} \rightarrow \mathbf{s}^K \quad (3)$$

входного слова длины n с t ударениями при условии $\Phi = \Phi[w(n; j_1, \dots, j_t)] = \mathbf{w}^K(n)$ - покрытия слова $w(n; j_1, \dots, j_t)$ K слогами - в конкатенацию $\mathbf{s}^K = s_1 s_2 \dots s_k \dots s_K$, где $s_k \in S$ для всех $k = 1, 2, \dots, K$, назовем *поименованием* слогов. Единственность преобразования (3) для любого допустимого орфографического слова при каждом из возможных вариантов расстановки ударений в этом слове гарантирует утверждение 1.

Пару преобразований (2) и (3) назовем *слоговым транскрибированием*, а совокупность двух конкатенаций - *слоговой транскрипцией*:

$$\begin{aligned} \langle \mathbf{w}^K(n), \mathbf{s}^K \rangle &= \langle \Phi[w(n; j_1, \dots, j_t)] \rangle, \\ \Psi[w(n; j_1, \dots, j_t)] &= \langle \Phi(w), \Psi(w) \rangle. \end{aligned} \quad (4)$$

Слоговая транскрипция содержит всю информацию, необходимую для осуществления трансляции отдельного слова. По слоговой

транскрипции очевидным образом восстанавливается исходное орфографическое слово с расставленными ударениями. Таким образом, далее вместо исходной орфографической записи, содержащей L слов, достаточно рассмотреть последовательность из L слоговых транскрипций (4).

Пусть требуется транслировать запись, состоящую из одного слова $w(n; j_1, \dots, j_t)$ с ударениями. Предположим для начала, что это слово содержит всего один слог, так что число ударений в слове не превосходит 1 и при этом $j_1 = n$ или $j_1 = 0$, а $\Phi[w(n; j_1)] = \mathbf{w}^1(n) = (\alpha_1, \dots, \alpha_n) \in W^{cuf}$ и $\Psi[w(n; j_1)] = \mathbf{s}^1$. Тогда процедура транскрибирования σ слова $w(n; j_1)$ состоит в отображении

$$\sigma: \langle \mathbf{w}^1, \mathbf{s}^1 \rangle \rightarrow g.$$

Из правил транскрибирования, приведенных в п.4, следует, что преобразование ω - "буква-звукотип" - каждой букве α при выполнении определенных условий ставит в соответствие фонетическую последовательность $u(q) = \gamma_1, \dots, \gamma_q$, длина которой равна 0 (т.е. последовательность пустая), 1 или 2. Поэтому процедуру побуквенного преобразования пары $\langle \mathbf{w}^1, \mathbf{s}^1 \rangle$ можно представить в виде последовательности отображений:

$$\left. \begin{aligned} \omega_i: \alpha_i | \langle w, s \rangle, u_{i+1} \oplus u_{i+2} &\rightarrow u_i, \\ \mathbf{v}^{n+1-i} = u_i \oplus \mathbf{v}^{n-i}, \\ q_i = |u_i|, \quad i = n, n-1, \dots, 1, \end{aligned} \right\} \quad (5)$$

где i - номер буквы, q_i - длина выходной фонетической последовательности для i -й буквы, $0 \leq q_i \leq 2$, $\omega_1 = \omega_2 = \dots = \omega_n = \omega$ при начальных условиях $\mathbf{v}^0 = \emptyset$, $u_{n+1} = u_{n+2} = \emptyset$. После выполнения последнего шага получаем конкатенацию $\mathbf{v}^n = u_1(q_1) \oplus u_2(q_2) \oplus \dots \oplus u_n(q_n)$. Результат преобразова-

ния есть фонетическое слово

$$g(p) = v^n; p = q_1 + \dots + q_n, \quad (6)$$

длина которого $p \leq 2n$.

В формуле (5) условие $\langle w, s \rangle$ символизирует принадлежность буквы α_i слогу w с именем s и зависимость результата преобразования от содержимого слога w и его имени s , а условие $u_{i+1} \oplus u_{i+2}$ - зависимость выходной последовательности на i -м шаге от результата фонетической трансляции букв на $(i+1)$ -м и $(i+2)$ -м шагах (т.е. от букв, расположенных справа от α_i). Вторая формула в (5) показывает последовательное наращивание выходной последовательности. Таким образом, в операторной форме процедура транскрибирования одного слова, содержащего один слог, есть преобразование $\sigma = \omega^n$, состоящее в n -кратном применении правил транскрибирования ω .

Из правил транскрибирования и теоремы 3 следует, что $g(p) = g^1(p) \in G^{cuf}$, т.е. выходная фонетическая последовательность является словом, состоящим, как и входное слово, из одного слога. Действительно, по теореме 3, последовательность $g(p)$ однозначно покрывается фонетическими слогами, а из правил ω следует, что последовательность $g(p)$ содержит имя одного гласного звукотипа, если во входной последовательности имелась одна гласная буква, и $g(p)$ не содержит имени гласного звукотипа, если во входной последовательности отсутствует гласная буква.

Далее, из правил транскрибирования следует, что каждая гласная буква, в каком бы месте буквенной последовательности она ни была расположена, транслируется в непустую последовательность имен звукотипов, содержащую ровно одно имя гласного звукотипа, расположенное в конце этой последовательности. Любая согласная буква, где бы в буквенной последовательности она ни располагалась, порождает последовательность, не содержащую

имя гласного звукотипа. Поэтому число гласных букв в слове и число имен гласных звукотипов в соответствующем фонетическом слове совпадает, будь то отдельно взятое буквенное слово или слово из записи, содержащей несколько слов. Из теорем 1 и 3 следует, что входная и выходная последовательности единственным образом покрываются слогами, число которых определяется числом гласных букв и имен гласных звукотипов. Таким образом, между входными буквенными и выходными фонетическими слогами установлено взаимно однозначное соответствие. При этом показано, что справедливо следующее

УТВЕРЖДЕНИЕ 2. Пусть некоторая входная буквенная запись содержит $L \geq 1$ слов. Тогда если выходная фонетическая запись сформирована путем последовательного побуквенного преобразования с использованием правил ω , то между слоговыми покрытиями орфографических и фонетических слов в записях имеется взаимно однозначное соответствие.

Утверждение позволяет определить алгоритм обработки некоторой записи, содержащей L слов, как процедуру последовательного послового транскрибирования σ , учитывающую взаимодействие звукотипов в слитной речи на стыке двух слов, в следующем виде:

$$\sigma_1: \langle w_1^{K(1)}, s_1^{K(1)} \rangle \left| w_{1-1}^{K(1-1)}, s_{1+1}^{K(1+1)} \right. + s_1^{K(1)}, \quad (7)$$

$$1 = L, L-1, \dots, 1; s_{L+1}^{K(L+1)} = s_{L+1}^1 = \# , w_o^{K(0)} = \emptyset, s_o^{K(0)} = \emptyset,$$

где 1 - номер текущего слова, $K(1)$ - число слогов в 1 -м слове (одинаковое в буквенной и фонетической последовательностях), s_{L+1}^1 - служебное слово из одного символа, обозначающего конец записи, $w_o^{K(0)}$ - пустая конкатензация, а $s_o^{K(0)}$ - пустая последовательность имен слогов, $\sigma_1 = \sigma_2 = \dots = \sigma_L = \sigma$.

Формула (7), в которой длины слов опущены, показывает, что фонетическая транскрипция $\mathbf{g}_1^{K(1)}$ текущего орфографического слова с номером 1, покрытого $K(1)$ слогами, есть функция от слоговой транскрипции 1-го слова при условии заданного (1-1)-го буквенного и преобразованного в фонетическое - $\mathbf{g}_{1+1}^{K(1+1)}$ - (1+1)-го буквенного слова. В операторной форме процедура транскрибирования одной записи есть отображение σ^L .

В процессе пословного транскрибирования (7) на каждом шаге необходимо оперировать двумя орфографическими и одним фонетическим словами. Утверждение 2 позволяет перейти от пословной к послоговой трансляции, при которой для описания преобразований вместо трех слов достаточно оперировать тремя слогами того же типа - двумя буквенными и одним фонетическим.

Пусть, как и прежде, запись содержит L слоговых транскрипций слов: $\langle \mathbf{w}_1^{K(1)}[n(1)], \mathbf{v}_1^{K(1)} \rangle$, $1 = 1, 2, \dots, L$, где

$$\begin{aligned} \mathbf{w}_1^{K(1)}[n(1)] &= \\ &= \mathbf{w}_1^1[m_1(1)] \oplus \dots \oplus \mathbf{w}_k^1[m_k(1)] \oplus \dots \oplus \mathbf{w}_{K(1)}^1[m_{K(1)}(1)] - \\ &\text{слоговое покрытие } 1\text{-го слова, а } \mathbf{v}_1^{K(1)} = \\ &= \mathbf{s}_1^1 \oplus \dots \oplus \mathbf{s}_k^1 \oplus \dots \oplus \mathbf{s}_{K(1)}^1 - \text{последовательность имен} \\ &\text{слов } 1\text{-го слова.} \end{aligned}$$

Для каждого слога \mathbf{w}_k^1 с номером $k = 1, 2, \dots, K(1)$ определим признак λ_k^1 начального слога в текущем 1-м слове:

$$\lambda_k^1 = \begin{cases} 1, & \text{если } k = 1, \\ 0, & \text{если } k = 2, \dots, K(1). \end{cases} \quad (8)$$

Обозначим через

$$\mathbf{w}_-(m^-) = (\alpha_1^-, \alpha_2^-, \dots, \alpha_m^-) = \begin{cases} \mathbf{w}_{K(1-1)}^{1-1}[m_{K(1-1)}(1-1)], & \text{если } \lambda_k^1 = 1, \\ \mathbf{w}_{k-1}^1[m_{k-1}(1)], & \text{если } \lambda_k^1 = 0 \end{cases} \quad (9)$$

левый от текущего буквенный слог длины $m^- = |w_-|$. Организуем обработку слов в записи справа налево, так что номер слова в записи $1 = L, L-1, \dots, 1$, и для каждого 1 номер слога $k = K(1), K(1)-1, \dots, 1$.

Пусть текущий k -й слог 1 -го буквенного слова $w_k^1[\pi_k(1)] = (\alpha_{k,1}^1, \dots, \alpha_{k,i}^1, \dots, \alpha_{k,m}^1)$ имеет длину $m = \pi_k(1)$ и имя s_k^1 . Тогда преобразование букв $\alpha_{k,i}^1, i = 1, 2, \dots, m$, входящих в этот слог, можно представить в виде:

$$w_i: \alpha_{k,i}^1 \left\{ \begin{array}{l} w_1^{K(1)}[n(1)], \langle w_k^1(m), s_k^1 \rangle, \rightarrow u_i, \\ \lambda_k^1, w_-(m^-), \\ \mu_{k,i}^1, g_+(m^+), \end{array} \right. \quad (10)$$

$$\mu_{k,i}^1 = \begin{cases} 1, & \text{если } k = K(1) \text{ и } |u_{i+1} \oplus u_{i+2}| = 0, \\ 0 & \text{иначе,} \end{cases}$$

$$g_+(m^+) = (\gamma_1^+, \gamma_2^+, \dots, \gamma_m^+) = \begin{cases} g_1^{i+1}, & \text{если } \mu_{k,i}^1 = 1, \\ u_{i+1} \oplus u_{i+2}, & \text{если } \mu_{k,i}^1 = 0, \end{cases}$$

$$v^{m+1-i} = u_i \oplus v^{m-i}, \quad q_i = |u_i|, \quad i = m, m-1, \dots, 1,$$

с нулевыми начальными условиями: $v^0 = \phi, u_{m+1} = u_{m+2} = \phi$.

В формуле (10) i - номер буквы в слоге, $u_i(q_i) = \gamma_1, \dots, \gamma_{q_i}$ - выходящая фонетическая последовательность (для i -й буквы) длины $q_i, 0 \leq q_i \leq 2$; $\mu_{k,i}^1$ - индикатор конца текущего (результатирующего) 1 -го фонетического слова $S_1^{K(1)} = s_1^1 \oplus \dots \oplus s_k^1 \oplus \dots \oplus s_{K(1)}^1, g_+(m^+) -$ некоторая фонетическая последовательность длины $m^+ = |g_+|$, равная либо

первому фонетическому слогу следующего за текущим фонетическо-го слова, либо конкатенации результатов трансляции на двух предыдущих шагах.

Результат преобразования (10) есть фонетический слог

$$g_k^1(p) = (\gamma_{k,1}^1, \dots, \gamma_{k,p}^1) = \mathbf{v}^m; \quad p = q_1 + \dots + q_m, \quad (11)$$

длина которого $p \leq 2m$. Обработка буквенного слога, следующего за текущим, производится аналогично. Выходной фонетический слог приписывается к фонетическому слогу, полученному на пре-дыдущем шаге, и т.д., пока не будут обработаны все слоги бук-венной записи.

В формуле (10) в виде условия указана зависимость ре-зультата преобразования буквы от слова в целом, т.е. от $w_1^{K(1)}[n(1)]$. Введение в формулу этой зависимости необходимо для учета специфики транскрибирования некоторых слов, включен-ных в словари, т.е. для учета исключений из общих правил (см. пп. 2,4).

Таким образом, в операторной форме преобразование одного слога, состоящего из m букв, есть отображение $\delta = \omega^m$, транс-крибирование одного слова, содержащего K слогов - $\sigma = \delta^K = \omega^{m_1} \dots \omega^{m_k} \dots \omega^{m_K}$, где m_k - число букв в k -м слоге, а транс-ляция записи, включающей L слов, - σ^L . Остается представить правила транскрибирования каждой из букв алфавита в формализо-ванном виде.

Для формализации правил преобразования букв воспользуем -ся записью условного выражения, которую ввел Маккарти [10]. Ус-ловное выражение представляется в форме $[\rho_1 \rightarrow a_1, \rho_2 \rightarrow a_2, \dots, \rho_i \rightarrow a_i, \dots, \rho_{n-1} \rightarrow a_{n-1}; a_n]$, где ρ_i - логическое условие, которое может быть истиной или ложью, a_i - выражение. Значе-ние условного выражения получается проверкой значений ρ_i по очереди слева направо до встречи первого значения "истина";

соответствующее значение a_i берется в качестве значения всего выражения. Если все условия ρ_i ложны, то выражение принимает значение a_n .

В приведенной ниже формуле для отображения ω имеются незначительные отступления от традиционной формы Маккарти, а именно: в запись условного выражения введены комментарии, выделяющие преобразуемую букву и облегчающие читателю просмотр длинной записи. Предполагается, что комментарии не влияют на результат вычисления значения условного выражения.

В соответствии с формулой (10) будем считать, что текущая преобразуемая буква $\alpha_i = \alpha_{k,i}^1$ принадлежит слогу $w(m) = w_k^1(m)$, $m = m_k^1$, который имеет имя $s = s_k^1$. Пусть $\lambda = \lambda_k^1$, $\mu = \mu_{k,i}^1$. Введем следующие элементарные логические условия, обозначающие простейшие события и характеризующие расположение буквы в слове и слоге:

- $Q = (\alpha_{i-1} \in A_Q)$ - предыдущая буква принадлежит A_Q ;
- $R = (\alpha_{i-1} \in A_R)$ - предыдущая буква принадлежит A_R ;
- $T = (\alpha_{i-1} \in A_T)$ - предыдущая буква принадлежит A_T ;
- $p^{u*} = (s = s^{u*})$ - слог w есть неприкрытый ударный слог;
- $p^{c*} = (s = s^{c*})$ - слог w есть прикрытый ударный слог;
- $p^{u1} = (s = s^{u1})$ - слог w есть неприкрытый предударный слог;
- $p^{u2} = (s = s^{u2})$ - слог w есть неприкрытый безударный слог;
- $p^{c1} = (s = s^{c1})$ - слог w есть прикрытый предударный слог;
- $p^{c2} = (s = s^{c2})$ - слог w прикрытый безударный слог.

Используя элементарные, определим составные логические выражения:

- $p^* = (s = s^{c*} | s = s^{u*})$ - слог w - ударный слог;
- $p^c = (p^{c1} | p^{c2}) = (s = s^{c1} | s = s^{c2})$ - слог w - прикрытый неударный слог;

$P^1 = (P^{c1} | P^{u1}) = (s=s^{c1} | s=s^{u1})$ - слог w - предударный слог;

$P^u = (P^{u1} | P^{u2}) = (s=s^{u1} | s=s^{u2})$ - слог w - неприкрытый неударный слог;

$P^+ = (s=s^{c*+} | s=s^{u*+} | s=s^{c1+} | s=s^{u1+})$ - слог w - слаבודар - ный или слабoredуцированный слог;

$P_1^{u2} = (\lambda=1 \& P^{u2}) = (\lambda=1 \& s=s^{u2})$ - слог w - неприкрытый, безударный и первый в слове;

$P_1^u = (\lambda=1 \& (P^{u1} | P^{u2})) = (\lambda=1 \& (s=s^{u1} | s=s^{u2}))$ - слог w - неприкрытый, неударный и первый в слове слог.

Далее, введем следующие логические выражения (не требующие пояснения), позволяющие сократить запись основной формулы:

$$P_R^{c*} = (P^{c*} \& R) = (s=s^{c*} \& \alpha_{i-1} \in A_R),$$

$$P_T^{c*} = (P^{c*} \& T) = (s=s^{c*} \& \alpha_{i-1} \in A_T),$$

$$P_R^{c1} = (P^{c1} \& R) = (s=s^{c1} \& \alpha_{i-1} \in A_R),$$

$$P_T^{c1} = (P^{c1} \& T) = (s=s^{c1} \& \alpha_{i-1} \in A_T),$$

$$P_Q^{c1} = (P^{c1} \& Q) = (s=s^{c1} \& \alpha_{i-1} \in A_Q),$$

$$P_R^{c2} = (P^{c2} \& R) = (s=s^{c2} \& \alpha_{i-1} \in A_R),$$

$$P_T^{c2} = (P^{c2} \& T) = (s=s^{c2} \& \alpha_{i-1} \in A_T),$$

$$P_Q^{c2} = (P^{c2} \& Q) = (s=s^{c2} \& \alpha_{i-1} \in A_Q),$$

$$P_{\bar{R}}^{c*} = (P^{c*} \& \neg R) = (s=s^{c*} \& \alpha_{i-1} \notin A_R),$$

$$P_{\bar{R}}^{c1} = (P^{c1} \& \neg R) = (s=s^{c1} \& \alpha_{i-1} \notin A_R),$$

$$P_{\bar{T}}^{c1} = (P^{c1} \& \neg T) = (s=s^{c1} \& \alpha_{i-1} \notin A_T),$$

$$P_{\bar{Q}}^{c1} = (P^{c1} \& \neg Q) = (s=s^{c1} \& \alpha_{i-1} \notin A_Q),$$

$$P_{\bar{R}}^{c2} = (P^{c2} \& \neg R) = (s=s^{c2} \& \alpha_{i-1} \notin A_R),$$

$$P_{\bar{T}}^{c2} = (P^{c2} \& \neg T) = (s=s^{c2} \& \alpha_{i-1} \notin A_T),$$

$$\begin{aligned}
P_Q^{c2} &= (P^{c2} \& \neg Q) = (s=s^{c2} \& \alpha_{i-1} \notin A_Q), \\
P_{TR}^{c*} &= (P^{c*} \& \neg T \& \neg R) = (s=s^{c*} \& \alpha_{i-1} \notin A_T \& \alpha_{i-1} \notin A_R), \\
P_{TR}^{c1} &= (P^{c1} \& \neg T \& \neg R) = (s=s^{c1} \& \alpha_{i-1} \notin A_T \& \alpha_{i-1} \notin A_R), \\
P_T^c &= (P^c \& T) = ((s=s^{c1} | s=s^{c2}) \& \alpha_{i-1} \in A_T), \\
P_R^c &= (P^c \& R) = ((s=s^{c1} | s=s^{c2}) \& \alpha_{i-1} \in A_R), \\
P_R^* &= (P^{u*} \& P_R^{c*}) = (s=s^{u*} | (s=s^{c*} \& (\alpha_{i-1} \in A_R))).
\end{aligned}$$

Кроме того, определим логическое условие, позволяющее анализировать стыки слов (существенные для неприкрытых слогов):

$$\begin{aligned}
P_1^- &= (\lambda \neq 1 \& m^- > 0 \& (\alpha_{m^-}^- \in A_H | (\alpha_{m^-}^- = b \& \alpha_{m^- - 1}^- \in A_T))) - \\
&\text{левый от слога } w \text{ слог существует, принадлежит предыдущему слову и оканчивается на букву } \alpha_{m^-}^- \in A_H \\
&\text{или сочетание букв: } \alpha_{m^- - 1}^- \in A_T \text{ и } \alpha_{m^-}^- = b.
\end{aligned}$$

Введенные логические условия необходимы лишь при трансляции гласных букв, т.е. в том случае, когда $\alpha_i \in A_V$.

Логические выражения, обеспечивающие преобразование согласных букв ($\alpha_i \in A_C$), вводятся аналогичным образом. Простейшими условиями, на базе которых строятся более сложные конструкции, являются:

$$\begin{aligned}
C_D &= (\gamma_1^+ \in Z_D) - \text{первый звукотип справа принадлежит } Z_D; \\
C_L &= (\gamma_1^+ \in Z_L) - \text{первый звукотип справа принадлежит } Z_L; \\
O^H &= (i = m) - \text{текущая буква - последняя в слоге}; \\
O^S &= (i = m-1 \& \alpha_m = b) - \text{слог оканчивается на букву "b"}; \\
C_N &= \neg O^H \& (\alpha_{i+1} \in A_N) = (i < m \& \alpha_{i+1} \in A_N) - \text{справа от текущей буквы имеется буква, принадлежащая } A_N; \\
C_R &= (\mu = 0 \& \alpha_{i+1} = b) - \text{справа от текущей буквы - "b"}, \\
&\text{и он не последний в слоге}; \\
C_{\bar{R}} &= \neg O^H \& (\alpha_{i+1} \neq b) = (i < m \& \alpha_{i+1} \neq b) - \text{справа от текущей буквы имеется буква, и эта буква - не "b"}.
\end{aligned}$$

Ниже приведены необходимые условия для оглушения, озвончения и смягчения согласных букв в конце слова, а также условия для аффрицирования согласных букв (условия оглушения, озвончения и смягчения букв, расположенных не в конце слова, приведены непосредственно в записи основной формулы):

$$O_U = (\gamma_1^+ = \# \mid \gamma_1^+ \in Z_U),$$

$O_U^H = (O_U \& O^H) = (i=m \& (\gamma_1^+ = \# \mid \gamma_1^+ \in Z_U))$ - условие оглушения или сохранения признака глухости буквы (без смягчения) в конце слова;

$O_U^S = (O_U \& O^S) = (i=m-1 \& \alpha_m = \upsilon \& (\gamma_1^+ = \# \mid \gamma_1^+ \in Z_U))$ - условие оглушения или сохранения признака глухости буквы и смягчения в конце слова;

$O_D^S = (C_D \& O^S) = (i=m-1 \& \alpha_m = \upsilon \& \gamma_1^+ \in Z_D)$ - условие озвончения или сохранения признака звонкости буквы и смягчения в конце слова;

$O_D^H = (C_D \& O^H) = (i=m \& \gamma_1^+ \in Z_D)$ - условие озвончения или сохранения признака звонкости буквы (без смягчения) в конце слова;

$O_G = (O^H \& \gamma_1^+ \in Z_{D6} \& \gamma_2^+ = \gamma_1^+) = (i=m \& \gamma_1^+ \in Z_{D6} \& \gamma_2^+ = \gamma_1^+)$ - условие аффрицирования.

Особое место среди согласных занимает буква "Ѹ", для которой аналогичные условия имеют вид:

$O_U^V = (\mu=1 \& (\gamma_1^+ = \# \mid (\exists q: q \leq m^+ \& \gamma_q^+ \in Z_{U2} \& (\forall p, 1 \leq p \leq q: \gamma_p^+ \in Z_{U1}))))$ - условие оглушения "Ѹ" в конце слова;

$O_D^V = (\mu=1 \& (\exists q: q \leq m^+ \& \gamma_q^+ \in Z_D \& (\forall p, 1 < p < q: \gamma_p^+ \in Z_{U1}))))$ - условие сохранения звонкости "Ѹ" в конце слова.

С учетом введенных логических условий основная формула транскрибирования принимает следующий вид:

$$\omega(\alpha_i) = [$$

1) правило преобразования буквы α :

$$(\alpha_i = \alpha) \rightarrow [P^* \rightarrow A^*,$$

$$(P^+ | P_1^{u2} | P^{u1} | P_Q^{c1}) \rightarrow A1,$$

$$P_Q^{c1} \rightarrow \exists 1,$$

$$P_Q^{c2} \rightarrow \exists 2; A2],$$

2) правило преобразования буквы о:

$$(\alpha_i = o) \rightarrow [P^* \rightarrow O*,$$

$$P^+ \rightarrow O,$$

$$(P_1^{u2} | P^1) \rightarrow A1,$$

$$P_Q^{c2} \rightarrow \exists 2; A2],$$

3) правило преобразования буквы е:

$$(\alpha_i = e) \rightarrow [P_R^* \rightarrow (J \oplus \exists*),$$

$$P_{\bar{R}}^{c*} \rightarrow \exists*,$$

$$P^+ \rightarrow E,$$

$$(P_1^u | P_R^{c1}) \rightarrow (J \oplus \exists 1),$$

$$P_T^{c1} \rightarrow \exists 1,$$

$$P_{\bar{T}R}^{c1} \rightarrow \exists 1,$$

$$P_T^{c2} \rightarrow A2,$$

$$P_R^{c2} \rightarrow (J \oplus \exists 2); \exists 2],$$

4) правило преобразования буквы ё:

$$(\alpha_i = \ddot{e}) \rightarrow [P_R^* \rightarrow (J \oplus O*); O*],$$

5) правило преобразования буквы у:

$$(\alpha_i = y) \rightarrow [P^* \rightarrow Y*; Y];$$

6) правило преобразования буквы и:

$$(\alpha_i = u) \rightarrow [((P^{u*} \& P_1^-) | P_T^{c*}) \rightarrow \exists*,$$

$$P_R^{c*} \rightarrow (J \oplus И*),$$

$$(P_{TR}^{C*} | (P^{U*} \& \neg P_1^-)) \rightarrow И*,$$

$$((P^U \& P_1^-) | P_T^C) \rightarrow Ы1,$$

$$P_R^C \rightarrow (J \oplus И1); И1],$$

7) правило преобразования буквы и:

$$(\alpha_i = и) \rightarrow [P^* \rightarrow Ы*; Ы],$$

8) правило преобразования буквы э:

$$(\alpha_i = э) \rightarrow [P^* \rightarrow Э*,$$

$$((P_1^U \& P_1^-) | P_T^{C1}) \rightarrow Ы1,$$

$$((P_1^U \& \neg P_1^-) | P_T^{C1}) \rightarrow Э1,$$

$$(P^{U2} \& (w \in \text{аэро}(\text{но } *pt) | w \in \text{аэро}(\text{вокзал}))) |$$

$$w \in \text{аэро}(\dots) | \dots) \rightarrow Э2; А2],$$

9) правило преобразования буквы ю:

$$(\alpha_i = ю) \rightarrow [P_R^* \rightarrow (J \oplus У*),$$

$$P_R^{C*} \rightarrow У*,$$

$$(P^U | P_R^C) \rightarrow (J \oplus У1); У1],$$

10) правило преобразования буквы я:

$$(\alpha_i = я) \rightarrow [P^+ \rightarrow (J \oplus А1),$$

$$P_R^* \rightarrow (J \oplus А*),$$

$$P_R^{C*} \rightarrow А*,$$

$$P_1^U | P_R^{C1}) \rightarrow (J \oplus Э1),$$

$$P_R^{C1} \rightarrow Э1,$$

$$P_R^{C2} \rightarrow (J \oplus Э2); Э2],$$

11) правило преобразования буквы н:

$$(\alpha_i = н) \rightarrow [(c_N | (C_R^- \& \gamma_1^+ \in Z_{M6})) \rightarrow Н^1; Н],$$

12) правило преобразования буквы м:

$$(\alpha_i = m) \rightarrow [(C_N | (C_{\bar{R}} \& \gamma_1^+ = M')) \rightarrow M'; M],$$

13) правило преобразования буквы р:

$$(\alpha_i = p) \rightarrow [(C_N | (C_{\bar{R}} \& \gamma_1^+ = P')) \rightarrow P'; P],$$

14) правило преобразования буквы л:

$$(\alpha_i = l) \rightarrow [(C_N | (C_{\bar{R}} \& \gamma_1^+ = L')) \rightarrow L'; L],$$

15) правило преобразования буквы в:

$$(\alpha_i = v) \rightarrow \emptyset,$$

16) правило преобразования буквы о:

$$(\alpha_i = o) \rightarrow \emptyset,$$

17) правило преобразования буквы й:

$$(\alpha_i = y) \rightarrow J,$$

18) правило преобразования буквы ш:

$$(\alpha_i = sh) \rightarrow [C_D \rightarrow \mathcal{J}; \mathcal{Ш}],$$

19) правило преобразования буквы щ:

$$(\alpha_i = shh) \rightarrow [C_D \rightarrow (\mathcal{J}' \oplus \mathcal{J}'); \mathcal{Щ}],$$

20) правило преобразования буквы ж:

$$(\alpha_i = zh) \rightarrow [((C_{\bar{R}} \& \gamma_1^+ = \mathcal{J}') | \\ w \in \text{вожжи} | w \in \text{дрожжи} | w \in \text{позже} | \dots) \rightarrow \mathcal{J}', \\ ((C_{\bar{R}} \& C_L) | O_U^H | O_U^S) \rightarrow \mathcal{Ш}; \mathcal{Ж}],$$

21) правило преобразования буквы б:

$$(\alpha_i = b) \rightarrow [((C_{\bar{R}} \& \gamma_1^+ \in Z_{L4}) | (C_R \& C_L) | O_U^S) \rightarrow \mathcal{П}', \\ ((C_{\bar{R}} \& (C_N | \gamma_1^+ \in Z_{M1})) | (C_R \& \neg C_L) | O_D^S) \rightarrow \mathcal{Б}', \\ ((C_{\bar{R}} \& \gamma_1^+ \in Z_{L7}) | O_U^H) \rightarrow \mathcal{П}; \mathcal{Б}],$$

22) правило преобразования буквы η :

$$\begin{aligned}
 (\alpha_i = \eta) \rightarrow [& O_D^S \rightarrow B', \\
 & (C_N | (C_{\bar{R}} \ \& \ \gamma_1^+ = \Pi') | O_U^S) \rightarrow \Pi', \\
 & ((C_{\bar{R}} \ \& \ C_D) | O_D^H) \rightarrow B; \Pi],
 \end{aligned}$$

23) правило преобразования буквы ϕ :

$$\begin{aligned}
 (\alpha_i = \phi) \rightarrow [& O_D^S \rightarrow B', \\
 & (C_N | (C_{\bar{R}} \ \& \ \gamma_1^+ = \Phi') | O_U^S) \rightarrow \Phi', \\
 & ((C_{\bar{R}} \ \& \ C_D) | O_D^H) \rightarrow B; \Phi],
 \end{aligned}$$

24) правило преобразования буквы θ :

$$\begin{aligned}
 (\alpha_i = \theta) \rightarrow [& ((C_{\bar{R}} \ \& \ \gamma_1^+ \in Z_{L7}) | (O^H \ \& \ O_U^V)) \rightarrow \Phi, \\
 & ((C_{\bar{R}} \ \& \ \gamma_1^+ \in Z_{L4}) | (C_R \ \& \ C_L) | (O^S \ \& \ O_U^V)) \rightarrow \Phi', \\
 & ((C_{\bar{R}} \ \& \ (C_N | \gamma_1^+ = B')) | (C_R \ \& \ \neg C_L) | \\
 & (O^S \ \& \ O_D^V)) \rightarrow B'; B],
 \end{aligned}$$

25) правило преобразования буквы ∂ :

$$\begin{aligned}
 (\alpha_i = \partial) \rightarrow [& ((C_{\bar{R}} \ \& \ \gamma_1^+ \in Z_{L1}) | (C_R \ \& \ C_L) | O_U^S) \rightarrow T', \\
 & ((C_{\bar{R}} \ \& \ (C_N | \gamma_1^+ \in Z_{M2})) | (C_R \ \& \ \neg C_L) | O_D^S) \rightarrow D', \\
 & ((C_{\bar{R}} \ \& \ \gamma_1^+ \in Z_{L5}) | O_U^H) \rightarrow T; D],
 \end{aligned}$$

26) правило преобразования буквы m :

$$\begin{aligned}
 (\alpha_i = m) \rightarrow [& ((C_{\bar{R}} \ \& \ \gamma_1^+ \in Z_{D1}) | (C_R \ \& \ C_D) | O_D^S) \rightarrow D', \\
 & ((C_{\bar{R}} \ \& \ (C_N | \gamma_1^+ \in Z_{M3})) | (C_R \ \& \ \neg C_D) | O_U^S) \rightarrow T', \\
 & ((C_{\bar{R}} \ \& \ \gamma_1^+ \in Z_{D4}) | O_D^H) \rightarrow D; T],
 \end{aligned}$$

27) правило преобразования буквы z :

$$\begin{aligned}
 (\alpha_i = z) \rightarrow [& ((C_{\bar{R}} \ \& \ \gamma_1^+ \in Z_{L2}) | (C_R \ \& \ C_L) | O_U^S) \rightarrow C', \\
 & ((C_{\bar{R}} \ \& \ (C_N | \gamma_1^+ \in Z_{M5})) | (C_R \ \& \ \neg C_L) | O_D^S) \rightarrow z',
 \end{aligned}$$

$$((C_{\bar{R}} \& \gamma_1^+ \in Z_{L6}) | O_U^H) \rightarrow C; 3],$$

28) правило преобразования буквы с:

$$(\alpha_i = c) \rightarrow [((C_{\bar{R}} \& \gamma_1^+ \in Z_{D2}) | O_D^S) \rightarrow 3',$$

$$(C_N | (C_{\bar{R}} \& \gamma_1^+ \in Z_{M4}) | O_U^S) \rightarrow c',$$

$$((C_{\bar{R}} \& \gamma_1^+ \in Z_{D5}) | O_D^H) \rightarrow 3; c],$$

29) правило преобразования буквы ц:

$$(\alpha_i = \psi) \rightarrow [C_D \rightarrow \psi 1; \psi],$$

30) правило преобразования буквы ч:

$$(\alpha_i = \psi) \rightarrow [C_D \rightarrow \psi 1; \psi],$$

31) правило преобразования буквы х:

$$(\alpha_i = x) \rightarrow [((C_{\bar{R}} \& \gamma_1^+ \in Z_{D3}) | O_D^H) \rightarrow x,$$

$$(C_{\bar{R}} \& \gamma_1^+ = \Gamma') \rightarrow x',$$

$$(C_N | (C_{\bar{R}} \& \gamma_1^+ \in Z_{L3})) \rightarrow x'; x],$$

32) правило преобразования буквы к:

$$(\alpha_i = \kappa) \rightarrow [((C_{\bar{R}} \& C_D) | (O_D^H \& \neg O_G)) \rightarrow \Gamma,$$

$$O_G \rightarrow \chi,$$

$$(C_N | (C_{\bar{R}} \& \gamma_1^+ \in Z_{L3})) \rightarrow \kappa'; \kappa],$$

33) правило преобразования буквы з:

$$(\alpha_i = z) \rightarrow [((C_{\bar{R}} \& C_L) | O_U^H) \rightarrow \kappa,$$

$$O_G \rightarrow \chi,$$

$$(C_N | (C_{\bar{R}} \& \gamma_1^+ = \Gamma')) \rightarrow \Gamma'; \Gamma];$$

∅].

Из построения отображения ω следует, что для любой буквы орфографической последовательности существует единственная выходящая последовательность звуко-типов.

В соответствии с описанным алгоритмом обработка орфографической записи состоит в выполнении слогового транскрибирования, которое осуществляется по формулам (2) и (3), и последовательном преобразовании каждой буквы из слов, покрытых поименованными слогами, по формулам (8)-(11).

6. Экспериментальные результаты

Алгоритм транскрибирования реализован в виде программного модуля, встроенного в действующий макроволновой компилятивный (конкатенационный) синтезатор речи по тексту "Текстофон", разработанный в Институте математики СО РАН и предназначенный для установки на персональные компьютеры. Выходные данные описанного фонетического транскриптора в синтезаторе являются выходными последовательностями для транслятора второго уровня, осуществляющего более детальное транскрибирование.

Транслятор второго уровня необходим для учета объективно существующего в речеобразовании влияния на каждый (из 56 возможных) генерируемый звукотип его соседей справа и слева, т.е. тех звукотипов, чьи имена в фонетической последовательности примыкают к имени генерируемого звукотипа непосредственно справа и слева. Из многообразия 56^3 - всевозможных звукотипов второго уровня в синтезаторе "Текстофон" используются около 1000 элементов - эталонных макроволн, каждой из которых приписано имя.

Синтезатор позволяет варьировать базовый набор имен так, что мощность набора может изменяться от 56 до 1000 с улучшением естественности звукового сигнала. При установке синтезатора (программного обеспечения) пользователь сам разрешает компромисс между качеством (натуральностью) синтезированного сигнала и имеющимися в его распоряжении вычислительными ресурсами.

Минимальный набор из 56 эталонных сигналов, имена которых приведены в данной работе, обеспечивает вполне приемлемое качество синтезированной речи с незначительным компьютерным оттенком. Как отмечено профессиональными аудиторамифонетистами, звучащая синтезированная речь соответствует "стандартным" для русского языка правилам произношения.

Относительно задачи фонетической трансляции второго уровня заметим, что она, как и рассмотренная задача, требует детального анализа и является предметом отдельной статьи.

З а к л ю ч е н и е

Существующие описания правил транскрибирования перенасыщены специфическими терминами, которые хорошо известны лишь узкому кругу специалистов в области фонетики. Авторы работы приняли попытку изложить сущность современных правил транскрипционных преобразований в виде алгоритма на языке понятном математикам и программистам.

В работе приведено решение транскрипционной задачи для текста на русском языке, которое в отличие от известных, во-первых, основано на аксиоматическом подходе, во-вторых, опирается на современные результаты в области экспериментальной фонетики и учитывает взаимовлияние звуков речи на стыках произносимых слов и, наконец, в-третьих, конструктивно и строго обосновано в математическом смысле.

Вместе с решением задачи в рамках формализованного подхода в работе предложен новый конструктивный вычислительный алгоритм, обеспечивающий, с одной стороны, эффективную трансляцию текста в фонетическую запись и простую программную реализацию, а с другой - близкое к естественному звучание синтезированной речи, соответствующее нормативным для русского языка правилам произношения.

Достоверность теоретических результатов подтверждена адекватностью восприятия экспериментальных звуковых данных - сгенерированных сигналов, полученных в результате обработки многочисленных реальных орфографических текстов большого объема.

Результаты работы нашли свое применение в действующем макроволновом компилятивном (конкатенационном) синтезаторе речи по тексту "Текстофон".

Л и т е р а т у р а

1. ЁЛКИНА В.Н., ЮДИНА Л.С., ХАЙРЕТДИНОВА А.Г. Статистика двух- и трехфонемных сочетаний русской речи// Вычислительные системы. Вып.37.- Новосибирск,1969.- С.48-74.
2. ЁЛКИНА В.Н., ЮДИНА Л.С. Алгоритм автоматического транскрибирования текста // Вычислительные системы. Вып.55. - Новосибирск,1973.- С.127-134.
3. ЗЛАТОУСТОВА Л.В. и др. Алгоритмы преобразования русских орфографических текстов в фонетическую запись.-М., 1970. - 130 с. (Изд-во Моск.ун-та.)
4. СТЕПАНОВА С.Б. Основные принципы построения фонетической транскрипции для автоматического синтеза речи//Проблемы референции в языке и литературе.- Тбилиси, 1987.- С.196-198.
5. БОНДАРКО Л.В. и др. Автоматическая транскрипция в Машинном фонде русского языка// Вторая всесоюзн. конф. по созданию Машинного фонда русского языка: Тез.докл.- М.,1987.- С.56-60.
6. ЗИНОВЬЕВА Н.В. и др. Автоматический транскриптор//Тезисы докл. 17-го Всесоюзн.семинара "Автоматическое распознавание слуховых образов" (АРСО-17). - Ижевск,1992.- С.72-76.
7. ЛОБАНОВ Б.М., ПАНЧЕНКО Б.В. Преобразователь графематического текста для синтеза речи по орфографическому тексту // Тезисы докл. 8-го Всесоюзн.семинара "Автоматическое распознавание слуховых образов" (АРСО-8). - Львов,1974.-С.111-113.
8. ЛЮДОВИК Т.В., ШИНКАЖ А.Г. Структура транслятора орфографического текста в фонемный для пофонемного синтеза речи // Автономные роботы и распознавание образов: Сб.науч.трудов/Институт кибернетики АН УССР. - Киев,1986.- С.49-58.
9. ВЕЛИЧКО В.Г., ЗИМОВИНА Г.В. Автоматическое фонетическое транскрибирование печатного текста// Обработка и распознавание сигналов: Сб.науч.трудов/ Институт кибернетики АН УССР.- Киев,1975.- С.150-179.

10. McCARTHY J. Recursive functions of symbolic expressions and their computation by machine //Commun.Assoc.Computing Machinery.- 1960.- Vol.3, N 4.- P.184-195.

Поступила в редакцию

28 июня 1995 года