УДК 51:801

ТЕОРИЯ ФОРМАЛЬНЫХ ГРАММАТИК

А. В. Гладкий, А. Я. Диковский

Настоящая статья составлена в основном по работам, прореферированным в РЖ Математика в 1969—1971 гг.

Сюда не включены работы, целиком посвященные приложениям формальных грамматик к естественным языкам и языкам программирования.

Разумеется, мы не имеем возможности останавливаться на содержании всех прореферированных за указанное время работ. Если о той или иной работе мы только упоминаем или ограничиваемся включением ее в список литературы, это не следует воспринимать как какую-либо оценку. (В частности, многие работы не описаны из-за того, что они не были доступны авторам, а рефераты не позволяли составить представления об их содержании).

Прежде чем переходить к изложению конкретного материала, упомянем о книгах и обзорных статьях. К настоящему времени появились (насколько известно авторам) три книги по теории грамматик: монография Гинзбурга [87] о КС-языках, книга Гросса и Лантена [111] (элементарный учебник) и книга Хопкрофта и Ульмана [122]*). Из вышедших в последние годы обзоров укажем статьи Ахо и Ульмана [57], А. В. Гладкого и А. Я. Диковского [14], Э. Д. Стоцкого [42, 43] (об управлении выводом). Имеется также библиография по теории формальных языков и теории автоматов, составленная Вудом [215].

Конкретные задачи и результаты мы сгруппируем в восемь разделов. Разделы 2—8 более или менее соответствуют, как нам кажется, некоторым определенным направлениям в развитии теории грамматик. Что же касается раздела 1, то к нему было задумано отнести работы, так сказать, «классического» характера; однако таких оказалось немного, и при

*) Имеется также изданный ротапринтным способом курс лекций А. В. Гладкого [12].

этом их трудно систематизировать; в то же время нашлось довольно много работ, которые трудно отнести к какому-нибудь из «крупных» направлений; их мы также включили в раздел 1, который, таким образом, приобрел в значительной мере «сборный» характер.

Авторы благодарны М. К. Валиеву и Э. Д. Стоцкому за ценные замечания и указание ряда неточностей.

1. КЛАССИФИКАЦИИ ГРАММАТИК И ЯЗЫКОВ. СВОЙСТВА ГРАММАТИК И ЯЗЫКОВ РАЗЛИЧНЫХ КЛАССОВ

В последнее время интенсивно ведутся исследования, посвященные различным «промежуточным» (между основными классами Хомского) классам грамматик и языков. Особенно интересным оказывается изучение некоторых специальных типов НС-грамматик, а также вариантов грамматик, задающих классы языков, строго промежуточные между НС- и КС-языками.

Хорошим примером может служить работа Ахо [54]. В ней вводится понятие индексной грамматики, которое можно неформально описать следующим образом. Рассматривается КС-грамматика Г и конечное множество, элементы которого называются индексами. Каждому правилу Г: $r = A \to x_0 B_1 x_1 B_2 \ldots x_{n-1} B_n x_n$, где A, $B_1, \ldots, B_n$ — вспомогательные символы и $x_0, \ldots, x_n$ — цепочки основных символов, сопоставляется некоторое множество индексов и/или конечное множество характеристик — упорядоченных наборов вида $(\xi_1, \ldots, \xi_n)$, где ξ_i — цепочки индексов. Дерево вывода в индексной грамматике — это дерево вывода в Г, каждому узлу которого сопоставлена цепочка индексов следующим образом: 1) корню сопоставляется пустая цепочка. 2) Если некоторый узел отвечает применению правила $r = A \to x_0 B_1 x_1 B_2 \ldots x_{n-1} B_n x_n$ и ему сопоставлена цепочка η, то узлам, соответствующим $B_1, \ldots, B_n$, цепочки индексов сопоставляются одним из двух способов: либо, при условии, что $(\xi_1, \ldots, \xi_n)$ — одна из характеристик правила r, каждому узлу B_i сопоставляется цепочка $\xi_i \eta$; либо, если $\eta = f\eta'$ и f — один из индексов правила r, каждому узлу B_i сопоставляется цепочка η'. (Таким образом, дереву сопоставляется своего рода «ветвящаяся магазинная память»). Язык, порождаемый индексной грамматикой, можно определить теперь как множество терминальных цепочек[*)] таких деревьев описанного вида, у которых цепочки, сопоставленные висячим узлам, пусты и в висячих узлах стоят терминальные символы. Приводятся примеры индексных грамматик, порождающих не контекст-

*) Терминальная цепочка дерева — это цепочка, «написанная» на его висячих узлах (с сохранением линейного порядка).

но-свободные языки. С другой стороны, устанавливается, что все «индексные языки» являются НС-языками и что они образуют полное многообразие (см. ниже, раздел 5); отсюда следует, что класс «индексных языков» — строго промежуточный между НС- и КС-языками. Доказывается, кроме того, что в классе индексных грамматик разрешимы проблемы распознавания пустоты и конечности языка. Определяется специальный класс автоматов — «гнездно-стэковые автоматы» (nested stack automata*)), допускающих в точности «индексные языки».

Большой интерес представляют НС-грамматики с односторонним контекстом, т. е. грамматики с правилами либо вида $A\varphi \to \omega\varphi$, либо вида $\varphi A \to \varphi\omega$ (A — вспомогательный символ, $\omega \neq \Lambda$). Долгое время не было даже известно, могут ли такие грамматики порождать не КС-языки. Примеры, дающие ответ на этот вопрос, были указаны Л. Г. Самойленко [38] и Гавелом [117]. Впоследствии Хейнс [113] доказал, что класс языков, порождаемых НС-грамматиками с односторонним контекстом, совпадает с классом НС-языков. Собственно говоря, Хейнсом получен более сильный результат, а именно: для всякой НС-грамматики Γ с основным алфавитом V можно построить такую грамматику Γ' с вспомогательным алфавитом W и правилами вида $AB \to \alpha B$ и $A \to \alpha$, где $A, B \in W, \alpha \in V \cup W$, и такую КС-грамматику Γ'' с основным алфавитом W, что $L(\Gamma)$ совпадет с множеством цепочек, получаемых из цепочек языка $L(\Gamma'')$ с помощью правил Γ'. (Имеется гипотеза, что в этой теореме нельзя заменить КС-грамматику автоматной).

Укажем еще два результата о «промежуточных классах». Джонсом [126] и независимо В. А. Непомнящим [32] показано, что класс рудиментарных языков (в смысле Шмульяна) строго содержит класс КС-языков. Арикава [60] рассмотрел некоторый специальный класс элементарных формальных систем в смысле Шмульяна и показал, что языки, представимые в системах этого класса, занимают строго промежуточное положение между НС- и КС-языками. См. также [154].

Из исследований по теории КС-грамматик можно выделить работу Крестена [70], где показано, что язык $L = \{x\hat{x} \mid x \in \{a_1, \ldots, a_k\}^*\}^2$ $(k > 1)$ имеет бесконечную степень неоднозначности (т. е. какова бы ни была порождающая его КС-грамматика Γ, для любого натурального n в L найдется цепочка, имеющая не менее n различных деревьев вывода в Γ). Аналогичный факт установлен Огденом [168] для языка $[\{a^i b^i c^j \mid i, j > 1\} \cup \{a^i b^j c^j \mid i, j > 1\}]^*$. (См. также [159]).

*) Подробнее об этих автоматах см. [55].

Отметим, далее, обобщение теоремы Грейбах о нормальной форме, полученное Вудом [216].

В работе Кореняка и Хопкрофта [143] рассмотрены КС-грамматики, правые части правил которых начинаются основными символами, причем в разных правилах с одинаковыми левыми частями первые символы правых частей различны. Для таких грамматик (они называются разделенными) установлена разрешимость проблемы эквивалентности, а также некоторые другие свойства. Разделенные КС-грамматики введены независимо также А. Л. Фуксманом [45, 48]; им рассмотрен, кроме того, еще один специальный класс грамматик — сепараторные грамматики; указаны условия, при которых такие грамматики порождают в точности НС- или КС-языки.

Несколько работ посвящено ограниченным КС-языкам, линейным и полулинейным множествам. (Определения см. [87]).

Лю и Вейнером [155] показано, что класс полулинейных множеств является наименьшим классом, содержащим расслоенные полулинейные множества и замкнутым относительно пересечения.

Ито [124] доказал, что каждое полулинейное множество представляется в виде объединения конечного числа попарно непересекающихся линейных множеств (решив тем самым задачу, поставленную С. Гинзбургом [87]*)). В работе Сиромони [195] доказано, что для ограниченного языка необходимым и достаточным условием полулинейности является существование порождающей его синхронной матричной грамматики (см. ниже, раздел 2). Маурер [161] показал, что для всякого КС-языка $L \subseteq a_1^* a_2^* a_3^*$ (a_1, a_2, a_3 — элементарные символы) его коммутативное замыкание **) также является КС-языком. Дриё [76] получил необходимое условие детерминированности ограниченного КС-языка и установили существование ограниченных однозначных недетерминированных КС-языков.

Работы А. А. Летичевского [24] и Ната [138] посвящены определению семантики для КС-языков. В [24] рассматривается некоторый весьма общий способ задания языков с помощью так называемых порождающих алгебр (КС-грамматики могут интерпретироваться как частный случай таких алгебр); синтаксическая структура порождаемого алгеброй языка определяется как гомоморфное отображение свободной алгебры соответствующего типа — синтаксической алгебры (в случае КС-грамматики синтаксическая алгебра есть множество всевозможных размеченных систем составляющих) на алгебру, порождающую язык. Рассматривается, далее, еще одна алгебра того же типа — семантическая алгебра, и се-

---

*) Стр. 278 рус. пер.

**) Т. е. множество всевозможных цепочек, получаемых из цепочек языка L перестановкой символов.

мантика задается как гомоморфное отображение ψ синтаксической алгебры на семантическую; смыслом цепочки называется ψ-образ ее синтаксической структуры. Способ определения семантики, предложенный в [138], является значительно более общим, но относится только к КС-языкам.

Отметим теперь некоторые изолированные работы. Груска [112] построил бесконечную иерархию КС-языков по наименьшему возможному числу правил порождающих их грамматик, а также получил ряд других результатов, относящихся к сложности КС-грамматик.

Чулик II [74] изучает «n-грамматики», порождающие упорядоченные системы n цепочек; правило n-грамматики представляет собой упорядоченную n-ку $(r_1, \ldots, r_n)$, где r_i — либо правила подстановки, либо пустые места. Заданию упорядоченных систем цепочек с помощью n-ленточных автоматов посвящена работа того же автора [73].

В работе Краля [147] указываются некоторые условия «контекстной свободности» языка.

См. также [2, 75, 145, 151, 186, 214].

2. УПРАВЛЕНИЕ ВЫВОДОМ

Прежде чем излагать конкретные результаты, относящиеся к управлению выводом (иначе — к грамматикам с ограничениями на вывод), нам будет удобно ввести следующую общую схему, из которой как частные случаи получаются отдельные типы управления.

Пусть Г — порождающая грамматика. Каждому выводу D в Г можно сопоставить его карту — последовательность $\alpha_1, \ldots, \alpha_s$, где $\alpha_i = (\omega_{i-1}, r_i, k_i)$; здесь ω_i — i-я цепочка вывода D, r_i — правило, применяемое на i-м шаге D, т. е. при переходе от ω_{i-1} к ω_i, k_i — место применения правила на i-м шаге, т. е. расстояние от левого конца ω_{i-1} до начала заменяемого вхождения левой части правила. Пусть P — некоторый предикат на множестве карт всевозможных полных выводов*) в Г (управляющий предикат). Множество тех (терминальных) цепочек, для которых существуют полные выводы с картами, удовлетворяющими P, будет обозначаться $L_P(\Gamma)$.

Наиболее важные частные случаи:

А. Обобщенные грамматики (Э. Д. Стоцкий [39]). Предикат P зависит только от последовательности правил. Если P задается грамматикой Г′, вместо $L_P(\Gamma)$ пишем $L(\Gamma, \Gamma')$; собственно обобщенной грамматикой называется пара (Г, Г′).

*) Полным выводом называется вывод терминальной цепочки из начального символа.

А1. Матричные грамматики (Абрахам [53]). $L(\Gamma')$ есть итерация конечного множества непустых цепочек (матриц).

Б. Параллельно можно рассмотреть случай, когда управляющий предикат зависит только от последовательностей цепочек ω_i.

В. Управляющий предикат зависит от (последовательностей) правил и цепочек, но не зависит от мест применения правил.

В1. Программированные грамматики (Розенкранц [184]). Каждому правилу $r \in R$ (R — множество всех правил грамматики) сопоставляются два множества правил: $S(r)$ и $F(r)$. Управляющий предикат P имеет вид $\forall_{0<i\leqslant s-1} i\ Q(i)$, где

$$Q(i) \equiv [r_{i+1} \in S(r_i)] \vee (\exists p_0, p_1, \ldots, p_{s_i} \in R) \times$$

$$\times [p_0 \in S(r_i) \ \&\ p_{s_i} = r_{i+1} \ \&\ \forall_{0\leqslant j\leqslant s_i-1} j\ (p_{j+1} \in F(p_j) \ \&\ \neg\, \text{Пр}(\omega_i, p_j))].$$

(Здесь и далее Пр(ω, p) означает, что правило p применимо к цепочке ω).

В2. Грамматики с порядком (Фриш [83]). На множестве R вводится отношение частичного порядка $<$; управляющий предикат имеет вид $\forall_{0<i\leqslant s} i\ [(\forall p \in R)(\text{Пр}(\omega_{i-1}, p) \supset \neg (p < r_i))]$.

В3. Каждому $r \in R$ сопоставляется множество цепочек $M(r)$ и управляющий предикат имеет вид $\forall_{0<i\leqslant s} i\ [\omega_{i-1} \in M(r_i)]$.

В31. Все $M(r)$ — регулярные множества (A-языки). Это — грамматики с автоматными ограничениями (Фриш [83]).

В311. Каждое $M(r)$ либо есть W^*, либо представимо как пересечение множеств вида W^*AW^* и дополнений к таким множествам. (Здесь W — полный словарь грамматики и A — вспомогательный символ). Это — частный случай условных грамматик М. В. Ломковской (см. ниже).

Г. Управляющий предикат зависит не только от цепочек и правил, но и от мест применения последних.

Г1. Условные грамматики (М. В. Ломковская [28, 29], см. также [43]).

Пусть $\omega_{i-1} = \omega'_{i-1}\varphi_i\omega''_{i-1}$, где φ_i — левая часть правила r_i и выделено как раз то вхождение φ_i, которое заменяется на i-ом шаге вывода. Сопоставим каждому $r \in R$ три множества цепочек $M(r)$, $M'(r)$, $M''(r)$, причем будем рассматривать случай, когда каждое из этих множеств представимо так, как описано в пункте **В311**. Управляющий предикат представляется в виде

$$\forall_{0<i\leqslant s} i\ [(\omega_{i-1} \in M(r_i)) \ \&\ (\omega'_{i-1} \in M'(r_i)) \ \&\ (\omega''_{i-1} \in M''(r_i))].$$

Г2, 3. Каждому из рассмотренных выше случаев можно сопоставить два параллельных случая, когда к управляющему предикату добавляется (конъюнктивно) одно из следующих условий:

В случае **Г2**: для каждого i заменяемое вхождение левой части правила r_i в цепочку ω_{i-1} является самым левым из тех вхождений левой части r_i в ω_{i-1}, которые могли бы быть заменены без нарушения всех остальных условий.

В случае **Г3**: для каждого i левее заменяемого вхождения левой части правила r_i в ω_{i-1} нет вхождений вспомогательных символов.

Такие случаи мы будем обозначать теми же терминами, что и соответствующие «основные», с добавлением в случае **Г2** прилагательного левосторонний, например: левосторонняя матричная грамматика, левосторонняя грамматика с порядком, а в случае **Г3** — прилагательного левотерминальный.

Г41. (Краль [146]). Множество M_p карт, удовлетворяющих предикату P, содержится в итерации конечного множества карт, каждая из которых имеет вид (ω_0, r_1, k_1), $(\omega_1, r_2, k_2), \ldots, (\omega_{t-1}, r_t, k_t)$, причем: $\omega_0 = \xi_0 A_1 \xi_1 A_2 \ldots \xi_{t-1} A_t \xi_t$, $\omega_1 = \xi_0 \varphi_1 \xi_1 A_2 \ldots \xi_{t-1} A_t \xi_t, \ldots, \omega_{t-1} = \xi_0 \varphi_1 \xi_1 \varphi_2 \ldots \xi_{t-1} A_t \xi_t$, где для каждого i символ A_i и цепочка φ_i суть левая и правая части правила r_i соответственно*).

Г42. (Краль [146]). То же с добавлением еще одного условия: никакая цепочка ξ_{i-1}, $1 \leqslant i \leqslant t$, не содержит вхождений A_i.

Отметим теперь некоторые результаты. Розенкранц [184] исследовал программированные грамматики. Он показал, в частности, что программированные КС-грамматики, в которых допускаются укорачивающие правила, порождают произвольные рекурсивно перечислимые языки, программированные НС-грамматики — все НС-языки и только их, программированные КС-грамматики без укорачивающих правил — некоторый класс языков, строго промежуточный между классами НС- и КС-языков (отсюда вытекают аналогичные результаты для матричных грамматик и грамматик с порядком, поскольку те и другие легко моделируются программированными), программированные линейные и автоматные грамматики — все линейные, соответственно автоматные языки и только их. Для «безусловных» программированных КС-грамматик (т. е. таких, у которых $\forall r\,(S(r) = F(r))$) получен алгоритм, распознающий пустоту порождаемого языка. Исследуются также левосторонние программированные грамматики.

Э. Д. Стоцкий [39, 40] исследовал порождающую силу обобщенных грамматик. Он называет обобщенную грамматику

*) Это равносильно одновременному применению правил $r_i, \ldots, r_t$ при условии, что каждое r_{i+1} применяется правее r_i.

(Г, Г′) «грамматикой типа ($\mathscr{T}$, $\mathscr{T}'$)», если Г$\in\mathscr{T}$ и Г′$\in\mathscr{T}'$, где $\mathscr{T}$ и $\mathscr{T}'$ — некоторые классы грамматик. В частности, грамматики типа (A, A) порождают в точности все А-языки, типа (А, КС) — КС-языки, (А, НС) и (НС, А) — НС-языки; класс языков, порождаемых грамматиками типа (КС, А), совпадает с классом языков, порождаемых матричными КС-грамматиками (последнее утверждение установлено независимо также В. Б. Борщевым).

Гинзбург и Спэниер [99] исследовали свойства языков, порождаемых левотерминальными обобщенными грамматиками (Г, Г′) такими, что левая часть каждого правила грамматики Г является непустой цепочкой вспомогательных символов. Одним из главных результатов работы является следующий. Пусть $\mathscr{L}$ есть полное многообразие языков (см. ниже, раздел 5). Тогда семейство языков $C_{\mathscr{L}}$, порождаемых левотерминальными обобщенными грамматиками (Г, Г′) с указанным ограничением и таких, что L(Г′) $\in\mathscr{L}$, тоже является полным многообразием. При этом семейство $C_{\mathscr{L}}$ совпадает с множеством языков вида $h(L\cap L')$, где $L\in\mathscr{L}$, L' — КС-язык и h — гомоморфизм. Отсюда, в частности, следует, что если $\mathscr{L}$ есть класс всех А-языков, то класс $C_{\mathscr{L}}$ совпадает с классом всех КС-языков и с классом языков, порождаемых левотерминальными матричными грамматиками. Из прочих результатов этой работы можно выделить, например, следующий. Если грамматика Г′ порождает ограниченный язык, то язык, порождаемый левотерминальной обобщенной грамматикой (Г, Г′), также является ограниченным.

Ряд работ посвящен матричным грамматикам и их обобщениям. В статье Сиромони [194] введено следующее определение: матричная КС-грамматика называется синхронной (equal), если она удовлетворяет условиям: а) ее вспомогательный словарь имеет вид:

$$\{I, A_{11}, \ldots, A_{1k}, A_{21}, \ldots, A_{2k}, \ldots, A_{s1}, \ldots, A_{sk}\},$$

где I — начальный символ; б) ее матрицы имеют либо вид $\{I \to x_1 A_{i1} \ldots x_k A_{ik}\}$ (матрица из одного правила), либо $\{A_{i1} \to x_1 A_{j1}, \ldots, A_{ik} \to x_k A_{jk}\}$, либо $\{A_{i1} \to x_1, \ldots, A_{ik} \to x_k\}$, где $x_1, \ldots, x_k$ — цепочки в основном словаре. Исследуются свойства замкнутости классов языков, порождаемых такими грамматиками; строятся однозначные грамматики этого типа для известных неоднозначных КС-языков. Синхронные матричные КС-грамматики изучаются также в упоминавшейся выше работе того же автора [195]. Там, в частности, доказана разрешимость проблемы распознавания ограниченности порождаемого такой грамматикой языка, а для синхронных матричных грамматик, порождающих ограниченные языки,— разрешимость проблемы эквивалентности.

Ибарра [123] рассмотрел другой класс матричных КС-грамматик, представляющих собой обобщение синхронных. Для этих грамматик сутанавливается разрешимость ряда алгоритмических проблем и некоторые другие результаты.

В работе Краля [146] изучаются КС-грамматики с управлением, описанным выше в пп. **Г41** и **Г42**. Показано, что для обоих этих классов грамматик неразрешимы проблемы распознавания пустоты и конечности языка.

В работе Саломаа [191] рассматриваются управляющие предикаты вида $\forall_{1\leqslant i\leqslant s} i\ (r_i \in F(i))$, где $F(n)$—функция натурального аргумента, значениями которой являются множества правил грамматики. Доказано, что КС-грамматики с таким управлением при условии периодичности функции F порождают в точности тот же класс языков, что и матричные КС-грамматики. Кроме того, вводится еще один вид управляющих предикатов, а именно: Пусть $F(n)$ означает то же, что и выше. Карта $(\omega_0, r_1, k_1), \ldots, (\omega_{s-1}, r_s, k_s)$ удовлетворяет P, если для каждого $i=1, \ldots, s$ найдется такая цепочка правил u_i (быть может, пустая), что: а) никакое правило из u_i не применимо к цепочке ω_{i-1}; б) $u_1r_1u_2r_2\ldots u_sr_s \in F(1)\ldots F(n)$, где $n=|u_1r_1\ldots u_sr_s|$. Указывается алгоритм для решения проблемы пустоты языка в классе КС-грамматик с описанным способом управления при условии периодичности F.

Отметим также работу Касаи [131], в которой рассмотрен следующий вид управляющего предиката (типа Г), зависящий от параметра n: Пусть L'—стандартный А-язык. (Определение см., например, [111]). Карта $(\omega_0, r_1, k_1), \ldots$ $\ldots, (\omega_{s-1}, r_s, k_s)$ удовлетворяет предикату $P^{(n)}$ «степени n», если: а) $r_1\ldots r_s \in L'$; б) на i-ом шаге заменяется одно из первых n вхождений вспомогательных символов в соответствующую цепочку ω_{i-1}; в) заменяемое вхождение левой части правила r_i является в ω_{i-1} самым левым.

Доказано, что $\mathscr{L}_1 \subset \mathscr{L}_2 \subset \ldots$ и $\bigcup_{i=1}^{\infty} \mathscr{L}_i \subset \mathscr{L}_\omega$, где $\mathscr{L}_i$ есть класс языков, порождаемых КС-грамматиками с управляющими предикатами «степени n», а $\mathscr{L}_\omega$—класс языков, порождаемых КС-грамматиками с управляющими предикатами того же вида, но без условия б).

К данной тематике относятся также работы Навратила [166], В. Ю. Мейтуса [30], Ярви [125], Розенберга [180].

3. ОЦЕНКИ СЛОЖНОСТИ РАСПОЗНАВАНИЯ ЯЗЫКОВ И СЛОЖНОСТИ ВЫВОДА В ГРАММАТИКАХ

Мы не будем останавливаться на работах по синтаксическому анализу порождаемых грамматиками языков. Эти работы, как правило, носят прикладной характер, и их основное содержание состоит в описании конкретных алгоритмов анализа, которые вряд ли было бы целесообразно здесь излагать.*)

Мы рассмотрим лишь один вопрос, связанный с алгоритмами анализа (распознавания), наиболее интересный в теоретическом отношении — именно, вопрос об оценках сложности распознавания языков с помощью автоматов различных типов.

Алгоритм распознавания КС-языков, работающий существенно быстрее тривиального алгоритма обхода дерева (имеющего экспоненциальную временную сложность), был предложен Коком. Янгер [220] показал, что этот алгоритм можно реализовать на трехленточной машине Тьюринга или на одноленточной трехголовочной машине Тьюринга с временной сложностью порядка n^3. На обычной одноленточной машине Тьюринга тот же алгоритм может быть осуществлен с временной сигнализирующей порядка n^4 (Танигути, Касами [200]). Для однозначных КС-языков в работе Касами и Тории [133] получена существенно более низкая оценка времени распознавания (по порядку) — $n^2 \log n$, относящаяся, однако, к «более мощным» машинам — так называемым random access machines, у которых среди элементарных операций могут быть, например, такие, как сложение чисел, содержащихся в ячейках с заданными номерами, или передача управления по заданному адресу**).

Касами [132] установил также, что линейные языки можно распознавать на одноленточной одноголовочной машине Тьюринга за время порядка n^2. (Эта оценка не улучшаема, поскольку — как доказано Я. М. Барздинем [1] — существуют линейные языки, не распознаваемые быстрее). Впоследствии М. В. Ломковская [27] распространила этот результат на металинейные языки.

В работе Льюиса, Стирнса и Хартманиса [153] показано, что любая функция вида $n^{p/q}$, где $p<q$, является точной (по порядку) емкостной сигнализирующей распознавания некоторого КС-языка на одноленточной машине Тьюринга со входом. Точные (по порядку) временные сигнализирующие распознавания линейных языков на обычных одноленточных ма-

*) Этой тематике посвящены работы [37, 46, 47, 61, 67, 135, 158, 169, 174, 185, 193, 205, 217]. Многие работы по синтаксическому анализу, опубликованные в специальных «вычислительных» изданиях, заведомо не попали в наше поле зрения.

**) Об этих машинах см., например, [78].

шинах Тьюринга изучаются в работе М. К. Валиева и А. Я. Диковского [10]. В ней доказано, что среди этих сигнализирующих содержатся, например, всевозможные функции вида $n^{2p/q}\cdot(\log_2 n)^{l/k}$, где либо $0<q<2p<2q$, либо $2p=q$ и $\frac{l}{k}\geqslant 1$, а также функции, «сколь угодно близкие» к функции $n\log_2 n$ (являющейся нижней границей для этих сигнализирующих); рассматриваемый класс сигнализирующих замкнут относительно ряда операций. Аналогичные результаты получены для одного варианта машины Тьюринга со входом.

В работе Вейккера [213] получены оценки временной сложности распознавания КС-языков на так называемых табуляторных машинах Тьюринга (отличающихся от обычных наличием команд «идти влево/вправо до определенной метки»).

Косарайю [144] исследовал сложность распознавания различных языков на итеративных сетях. Из полученных им результатов отметим следующие: любой КС-язык распознается на двумерной итеративной сети за время $(1+\varepsilon)n$ для любого $\varepsilon>0$ (эта оценка не улучшаема (см. [68])) и на одномерной — за время n^2.

Упомянем также о работе Розендаля [181], посвященной оценке времени распознавания «многомерных языков».

Сложность распознавания языков изучается также в работах Галлэра [86], Г. П. Кожевниковой [21], Смита [197], Куиха [150].

К рассмотренным только что вопросам естественно примыкают задачи, касающиеся оценки сложности выводов в грамматиках. Этой тематике посвящено сравнительно небольшое число работ. Временны́е оценки сложности вывода рассматриваются в работе Бука [63]. Там, в частности, доказана «теорема об ускорении»: для любой грамматики Г и любого натурального числа k можно построить грамматику Г′, эквивалентную Г и такую, что ее временна́я сложность по крайней мере в k раз меньше временно́й сложности Г. Установлен также ряд других результатов, из которых отметим следующий. Пусть $f(n)$ — числовая функция и $\mathrm{T}(f)$ — класс всевозможных языков, порождаемых НС-грамматиками, временны́е сложности которых мажорируются почти всюду функциями вида $f(kn)$, где k — подходящая константа. Если при этом f такова, что $f(m+n)\leqslant f(m)+f(n)$, то $\mathrm{T}(f)$ является многообразием (см. ниже, раздел 5), замкнутым относительно подстановки и обращения, но не является полным многообразием*). См. также [62].

*) В связи с работой [63] сделаем следующее замечание. В ней утверждается, что теорема А. В. Гладкого [11] о существовании НС-языков, не порождаемых НС-грамматиками с временно́й сложностью, меньшей по порядку, чем квадратичная функция, может быть распространена вместе с данным в [11] доказательством на произвольные грамматики. Нам, однако, осталось неясно, как это можно сделать.

Остальные работы по сложности вывода посвящены изучению активной емкости грамматик*). Характеризовать выводы в КС-грамматиках (и матричных грамматиках) их активной емкостью, т. е. наибольшим числом вхождений вспомогательных символов в промежуточные цепочки, предложил Брейнерд [64]**). Он показал, что если для матричной грамматики Г существует такое число k, что для всякой цепочки языка L(Г) найдется вывод, активная емкость которого не превосходит k, то множество длин цепочек языка L(Г) содержит арифметическую прогрессию. Эта теорема была затем усилена Э. Д. Стоцким [41]; именно, для каждого языка, порождаемого грамматикой с описанными свойствами, найдется А-язык, совпадающий с ним по составу (два языка совпадают по составу, если для каждой цепочки одного из них найдется цепочка другого с тем же числом вхождений каждого символа). В той же работе Э. Д. Стоцкого введено общее понятие активной емкости грамматики***) (она определяется как функция, сопоставляющая каждому натуральному n, для которого язык L(Г) содержит цепочки длины $\leqslant n$, наименьшее из таких чисел k, что любая цепочка языка L(Г), длина которой не превосходит n, имеет вывод активной емкости $\leqslant k$) и показано, что порядок роста активной емкости произвольной КС-грамматики не превосходит по порядку $\log_2 n$.

Гинзбург и Спэниер [100] показали, что для произвольной грамматики Г, левые части правил которой не содержат основных символов, множество тех цепочек языка L(Г), для которых существуют выводы в Г активной емкости, не превосходящей k, где k — произвольная фиксированная постоянная, является КС-языком, а также, что класс множеств описанного вида совпадает с классом языков ограниченной активной емкости (т. е. языков, порождаемых КС-грамматиками ограниченной активной емкости) и с замыканием класса линейных языков относительно подстановки; отсюда ввиду результата Мэри Интемы [219], установившей, что указанное замыкание не содержит множества всех «правильных скобочных последовательностей», вытекает существование КС-языков, не являющихся языками ограниченной активной емкости.

Саломаа [188] также доказывает, что множество правильных скобочных последовательностей не есть язык ограни-

---

*) Некоторые факты, относящиеся к другим характеристикам сложности вывода в КС-грамматиках — глубине, разбросу, степени гнездования, степени самовставления — изложены в книге А. В. Гладкого «Формальные грамматики и языки» (в печати).

**) Брейнерд и ряд других авторов называют активную емкость индексом.

***) По терминологии Э. Д. Стоцкого — индексной функции.

ченной активной емкости; однако в его доказательстве имеются пробелы.

Понятие активной емкости исследуется также в работах А. Я. Диковского [18, 19], где получены, в частности, следующие результаты: указаны примеры КС-языков, не порождаемых никакими КС-грамматиками, активная емкость которых по порядку меньше логарифмической функции (одним из таких примеров может служить множество всевозможных «бинарных скобочных последовательностей»); показано, что для любого натурального k можно построить язык, порождаемый КС-грамматикой активной емкости $k+1$, но не порождаемый никакой КС-грамматикой активной емкости $\leq k$. Кроме того, А. Я. Диковским предложена интерпретация активной емкости в терминах деревьев вывода.

См. также работу Джонса [127].

4. АЛГОРИТМИЧЕСКИЕ ПРОБЛЕМЫ

Работ, посвященных алгоритмическим проблемам теории грамматик, за последнее время появилось сравнительно немного. Среди них необходимо в первую очередь отметить статью Грейбах [103], основной результат которой состоит в следующем. Пусть $\mathscr{T}$ — класс грамматик, обладающий тем свойством, что по любым грамматикам $\Gamma_1, \Gamma_2 \in \mathscr{T}$ и любой А-грамматике Γ_3 можно построить грамматики $\Gamma, \Gamma', \Gamma'' \in \mathscr{T}$, такие, что $L(\Gamma) = L(\Gamma_1) \cup L(\Gamma_2)$, $L(\Gamma') = L(\Gamma_1)\, L(\Gamma_3)$, $L(\Gamma'') = L(\Gamma_3)\, L(\Gamma_1)$. Если при этом в классе $\mathscr{T}$ для некоторого алфавита V нераспознаваемо свойство языка совпадать с V^*, то в этом классе нераспознаваемо также всякое нетривиальное свойство, которое справедливо для любого А-языка и сохраняется при пересечении с А-языком, объединении с $\{\Lambda\}$ и преобразовании, обратном так называемому «обобщенному конечному преобразованию» (т. е. преобразованию, осуществляемому детерминированным конечным автоматом, который на выходе может писать за один шаг некоторую цепочку ограниченной длины — в частности, пустую). Из этой (довольно просто доказываемой) теоремы легко получается ряд известных результатов о неразрешимости алгоритмических проблем для КС-грамматик, в том числе проблем распознавания (существенной) неоднозначности и детерминированности.

Хартманис и Хопкрофт [116] находят некоторые «малые» семейства КС-языков, в которых остаются справедливыми «обычные» теоремы об алгоритмической неразрешимости, а также рассматривают вопрос о степенях неразрешимости алгоритмических проблем для КС-языков. По последнему вопросу см. также [71].

Работа Хопкрофта [120] посвящена проблемам эквивалентности и включения для КС-грамматик. В ней можно выделить следующие результаты: проблема распознавания по КС-грамматике Г, имеет ли место $L(\Gamma_0) \subseteq L(\Gamma)$, где Γ_0 — фиксированная КС-грамматика, разрешима тогда и только тогда, когда язык $L(\Gamma_0)$ — ограниченный; не существует алгоритма, позволяющего по произвольной КС-грамматике Γ_0 узнать, разрешима ли проблема определения по КС-грамматике Г, имеет ли место $L(\Gamma) \subseteq L(\Gamma_0)$.

Кобаяси [139] установил неразрешимость в классе КС-грамматик некоторых проблем, связанных с операцией (левого) деления языка на цепочку. Например, не существует алгоритмов, позволяющих по грамматике Г и цепочкам x_1, x_2 узнать: совпадают ли языки $x_1 \setminus L(\Gamma)$ и $x_2 \setminus L(\Gamma)$; пусто ли пересечение $(x_1 \setminus L(\Gamma)) \cap (x_2 \setminus L(\Gamma))$.

Гриффитс [110] доказал неразрешимость проблемы функциональной эквивалентности неукорачивающих недетерминированных конечных преобразователей (определение см. в [87]), а также сформулированной в [87]*) проблемы эквивалентности КС-грамматик некоторого специального вида.

См. также работу Хартманиса [115].

Из работ, содержащих положительные результаты, отметим статью М. И. Белецкого [3] (не вполне укладывающуюся, впрочем, в хронологические рамки нашего обзора), в которой указаны алгоритмы для решения ряда задач, относящихся к системам составляющих, приписываемых цепочкам их выводами в КС-грамматиках, а также к доминационным грамматикам (введенным там же) [о них см. ниже, раздел 7]. Построен, например, алгоритм, позволяющий узнавать, являются ли две КС-грамматики сильно эквивалентными**). Некоторые из этих задач несколько позже были независимо решены Поллом и Унгером [171]. (Ср. также работу Гинзбурга и Харрисона [94]).

См. также [33, 34]. Кроме того, результаты, относящиеся к алгоритмическим проблемам, имеются также и в некоторых работах, упоминавшихся ранее (см., например, [143]).

5. МНОГООБРАЗИЯ ЯЗЫКОВ. ОПЕРАЦИИ НАД ЯЗЫКАМИ

Во многих задачах постоянно приходится иметь дело с семействами языков, замкнутыми относительно одних и тех же простых операций. В связи с этим возникла мысль об

*) Стр. 172 рус. пер., вопрос 3.

**) Две КС-грамматики сильно эквивалентны, если они эквивалентны в обычном смыле и составляют одним и тем же цепочкам одни и те же системы составляющих (иначе — одни и те же деревья выводов с точностью до пометок).

изучении таких семейств в общем виде; эта мысль привела Гинзбурга и Грейбах [88, 89] к следующему определению.

Многообразием языков*) (abstract family of languages — AFL) называется пара $(\Sigma, \mathscr{L})$ (если Σ подразумевается — просто $\mathscr{L}$), где: (1) Σ есть бесконечное множество символов; (2) $\mathscr{L}$ есть множество языков, каждый из которых содержится в итерации подходящего конечного подмножества Σ; (3) $\mathscr{L}$ замкнуто относительно объединения, умножения, усеченной итерации**), неукорачивающих гомоморфных отображений, обращений гомоморфных отображений и пересечения с А-языками; (4) хотя бы один язык из $\mathscr{L}$ не пуст.

Если многообразие замкнуто относительно произвольных гомоморфных отображений оно называется полным.

Многообразиям языков посвящен ряд работ Грейбах, Гинзбурга, Харрисона, Хопкрофта, Роуза, Спэниера [88, 89, 90, 91, 95, 98, 101, 104, 105, 106, 107, 109]. В них исследовались, в частности, следующие вопросы. Изучалась замкнутость многообразия относительно различных операций. Показано, что многообразия языков замкнуты не только относительно операций, перечисленных в определении, но и относительно ряда других — например, относительно преобразований, осуществляемых неукорачивающими обобщенными конечными преобразователями***) (для полных многообразий неукорачивающие преобразователи можно заменить произвольными), и преобразований, обратных тем, которые осуществляются произвольными обобщенными конечными преобразователями [89]. Изучалась также независимость операций, участвующих в определении многообразия [109]. Специально рассматривались многообразия с одним образующим (главные многообразия) [90] (примером такого многообразия может служить класс всех КС-языков — в силу известной теоремы Хомского-Шютценберже о «каноническом представлении»). Оказывается, в частности, что для любого языка L порождаемое им полное многообразие совпадает с множеством всевозможных языков вида $M((Lc)^*)$, где c — символ, не принадлежащий алфавиту языка L, а M — конечный преобразователь, который на одном шаге может читать и писать сразу несколько символов; сходным образом представляется многообразие, порожденное языком $L \cup \{\Lambda\}$. Кроме того, полное многообразие, порожденное языком L, совпадает с множеством языков вида $h_2(h_1^{-1} \cdot ((Lc)^* \cap R))$, где R—А-язык, h_1, h_2 — гомоморфизмы такие, что $|h_i(x)| \leqslant |x|$, и c — то же, что выше; аналогичный результат получен для многобразия, порожденного языком $L \cup \{\Lambda\}$.

*) Этот термин предложен М. Д. Гриндлингером.

**) Усеченной итерацией называется операция, сопоставляющая каждому языку L язык $L \cup L^2 \cup L^3 \cup \ldots$

***) Определение см. [87] (стр. 134 рус. пер.)

В [104] рассматриваются семейства МП-автоматов M_{nm}, определяемые следующими условиями: а) все цепочки, возникающие в процессе вычисления на рабочей ленте, содержатся в множестве $Z_0A_1^*\ldots A_n^*$, где Z_0 — граничный маркер (никогда не стираемый) и $A_1,\ldots, A_n$ — элементарные символы; б) в промежутке между двумя соседними «моментами полной очистки памяти» (т. е. такими моментами, когда на рабочей ленте записан только символ Z_0) число переходов от записи к стиранию не превышает m. Показано, что для любых $m,n\geqslant 1$ семейство языков, допускаемых автоматами класса M_{nm}, является полным многообразием. Для каждого из этих семейств языков оказывается справедливым аналог теоремы Хомского—Шютценберже о каноническом представлении, так что все указанные семейства суть главные многообразия. Для различных m и n соответствующие многообразия различны; таким образом, имеется бесконечная иерархия полных главных многообразий КС-языков.

В [88, 89] вводится также понятие многообразия автоматов и устанавливается его связь с понятием многобразия языков. Имеется и ряд других результатов — как по «внутренним вопросам» теории многообразий, так и по ее приложениям.

Довольно обширен круг работ, посвященных синтаксическим преобразованиям (syntax directed translations). Синтаксическое преобразование задается парой КС-грамматик Γ,Γ' с общим вспомогательным словарем, между схемами*), которых установлено взаимно однозначное соответствие φ таким образом, что левые части правил r и $\varphi(r)$ совпадают и число вхождений каждого вспомогательного символа в правые части r и $\varphi(r)$ одинаково. Сверх того, для каждого правила r грамматики Γ задано взаимно однозначное отображение ψ_r множества вхождений вспомогательных символов в правую часть r на соответствующее множество для $\varphi(r)$ такое, что α и $\psi_r(\alpha)$ всегда являются вхождениями одного и того же символа.

Отображения φ и ψ_r очевидным образом индуцируют взаимно однозначное соответствие между множествами деревьев вывода в Γ и в Γ' и тем самым — соответствие (вообще говоря, много-многозначное) между языками $L(\Gamma)$ и $L(\Gamma')$. Это соответствие и называется синтаксическим преобразованием. Если каждое ψ сохраняет порядок, то говорят о простом синтаксическом преобразовании; такие преобразования совпадают с соответствиями, которые задаются (недетерминированными) МП-автоматами с выходом (МП-преобразователями) [25, 152].

---

*) Т. е. множествами правил.

Понятие синтаксического преобразования было введено (в несколько иной форме) Чуликом [72]. В рассматриваемый нами период времени оно изучалось Ахо и Ульманом [56, 58, 59], Копршивой [142], А. А. Летичевским [25], Льюисом и Стирнсом [152].

Операциям над языками посвящены также работы Кобаяси [140], Нива [167], Роуза [177], соответствиям между языками — работы М. В. Хомякова [50, 51] (подробнее о них см. ниже, раздел 7).

6. АВТОМАТНЫЕ ХАРАКТЕРИСТИКИ ЯЗЫКОВ

Из работ, посвященных заданию языков с помощью автоматов, мы остановимся лишь на тех, которые имеют непосредственное отношение к теории грамматик — более конкретно, на тех, в которых либо рассматриваются автоматы, связанные с грамматиками наиболее важных типов (МП-автоматы, линейно ограниченные машины Тьюринга), либо прямо изучается связь между автоматами и грамматиками. Конечно, такой критерий не слишком точен и в большой мере условен — но если бы мы захотели сколько-нибудь полно охарактеризовать состояние работы по заданию языков автоматами, пришлось бы написать еще один обзор по меньшей мере такого же объема.

Отметим сначала работы, посвященные так называемым «стэковым автоматам»*) (stack automata), отличающимся от МП-автоматов только тем, что на рабочей ленте «головка» может свободно передвигаться внутри «заполненной» зоны и читать содержимое любой ячейки, не изменяя его (так что изменение содержимого рабочей ленты происходит точно так же, как в МП-автомате). Стэковые автоматы были введены Гинзбургом, Грейбах и Харрисоном [92]; впоследствии Харрисон и Школьник [114] указали класс грамматик («general two-type bracketed grammars»), эквивалентный по «порождающей силе» (недетерминированным) стэковым автоматам. В настоящее время по этим автоматам имеется довольно обширная литература; из имеющихся в ней результатов мы остановимся только на тех, которые касаются взаимоотношений между «стэковыми языками» и «традиционными» классами языков.

Прежде всего, в [92] исследованы свойства замкнутости класса «стэковых языков» относительно различных операций и доказано, в частности, что этот класс замкнут относительно гомоморфных отображений и тем самым относительно проектирования; а отсюда вытекает незамкнутость относи-

---

*) Это название представляется нам мало пригодным в качестве русского термина; однако мы, к сожалению, пока не знаем лучшего.

тельно пересечения и взятия дополнения — более того, даже пересечение двух детерминированных КС-языков и дополнение к КС-языку могут не быть «стэковыми языками»*) — так что НС-язык (и даже детерминированный НС-язык, т. е. язык, допускаемый детерминированной линейно ограниченной машиной Тьюринга) может не быть «стэковым языком». Кроме того, там же установлена замкнутость относительно пересечения и дополнения класса «детерминированных стэковых языков» (т. е. языков, допускаемых детерминированными стэковыми автоматами). Это вместе с только что сформулированными результатами обеспечивает существование КС-языков и тем более «стэковых языков», не являющихся «детерминированными стэковыми языками».

Далее, Хопкрофт и Ульман [121] показали, что любой «стэковый язык» является детерминированным НС-языком.

Стэковые автоматы, о которых сейчас шла речь, в литературе часто называют также односторонними (one-way) стэковыми автоматами в противоположность двусторонним (two-way) стэковым автоматам, отличающимся от односторонних тем, что на входной ленте головка может свободно передвигаться в обе стороны (не изменяя содержимого ячеек). Эти автоматы были введены раньше односторонних в работе Гинзбурга, Грейбах и Харрисона [91]. Взаимоотношение между «двусторонними стэковыми языками» и НС-языками изучалось Мэйгером [156]. Он показал, в частности, что класс «двусторонних стэковых языков» не у́же класса языков, допускаемых линейно ограниченными машинами Тьюринга, снабженными дополнительной лентой магазинной памяти — и тем более класса НС-языков. Затем этот результат был перекрыт Куком [69]. Изучая сложность вычислений на машинах Тьюринга, снабженных дополнительной лентой магазинной памяти, Кук доказал общую теорему, из которой, в частности, следует, что класс «двусторонних стэковых языков», соответственно «детерминированных двусторонних стэковых языков», совпадает с классом языков, распознаваемых машинами указанного типа с затратой на основной ленте не более n^2 (соответственно $n \log n$) ячеек, а также с классом языков, распознаваемых теми же машинами не более чем за 2^{cn^2} (соответственно n^{cn}) тактов, где c — любая константа. Отсюда немедленно вытекает, что класс НС-языков является собственным подклассом класса «детерминированных двусторонних стэковых языков», а этот последний — собственным подклассом класса всех «двусторонних стэковых языков».

---

*) Поскольку любое рекурсивно перечислимое множество может быть представлено в виде проекции пересечения двух детерминированных КС- (и даже линейных) языков или дополнения к КС- (и даже линейному) языку.

Отметим теперь некоторые работы по МП-автоматам. Стирнс [198] показал, что если для детерминированного МП-автомата, имеющего q состояний и t «магазинных» символов, существует эквивалентный ему конечный автомат, то число состояний этого автомата может быть сделано не превосходящим t^{q^q}; отсюда получается алгоритм для распознавания регулярности детерминированных КС-языков. А. Я. Диковский [16] получил необходимое условие детерминированности КС-языка, позволяющее легко строить примеры недетерминированных КС-языков. Рован [187] описал класс МП-автоматов, допускающих в точности ограниченные КС-языки, решив тем самым одну из задач, сформулированных Гинзбургом в [87]*). МП-автоматам посвящены также работы Вана [212] и Куиха [149].

Упомянем, наконец, о работе Хиббарда [119]. В ней введено понятие автомата с k-ограниченной записью; это одноленточная машина Тьюринга, обладающая тем свойством, что содержимое ячейки после k посещений этой ячейки головкой перестает изменяться. Установлено, что такие автоматы распознают в точности все КС-языки, а детерминированные «2-ограниченные» автоматы — в точности детерминированные КС-языки; классы «детерминированных k-ограниченных языков» образуют иерархию.

См. также работы А. Я. Диковского [17], Фишера и Рани [80].

7. ДРУГИЕ СПОСОБЫ ЗАДАНИЯ И ХАРАКТЕРИЗАЦИИ МНОЖЕСТВ ЦЕПОЧЕК

Кроме обычных порождающих грамматик (грамматик Хомского), имеются и другие способы задания языков, понимаемых как множества цепочек; некоторые из таких способов представляют собой исчисления с правилами иного типа, чем у грамматик Хомского (например, категориальные грамматики), другие даже не являются исчислениями (окрестностные грамматики). Кроме того, многие «грамматические схемы» позволяют не только задавать цепочки, но и вводить на них некоторые структуры (в частности, НС-грамматики позволяют вводить системы составляющих, грамматики зависимостей, о которых говорится ниже, — деревья подчинения**)) или, скажем, связывать с описываемыми множествами цепочек некоторые распределения вероятностей. О таких системах и будет идти речь в настоящем разделе (кроме НС-грамматик, рассматривавшихся выше).

---

*) стр. 320 рус., пер.

**) Эту ситуацию можно трактовать иначе см. [2]).

Начнем с окрестностных грамматик, представляющих собой некоторый способ топологического задания языка (в лингвистической интерпретации — задания языка дистрибутивными свойствами его цепочек). Идея такого задания принадлежит Ю. А. Шрейдеру; им же [52] предложена первая конкретная реализация этой идеи — простые окрестностные грамматики (ПО-грамматики), которые можно неформально описать так. Имеется (конечный) алфавит V, и каждому символу $a \in V$ сопоставлен конечный набор окрестностей — пар вида (x, y), где x, y — цепочки в V; содержательно окрестность — это «контекст», в котором символ a может встречаться в цепочках описываемого языка. Окрестность может быть снабжена еще указанием о том, что начало (соответственно конец) отвечающего ей вхождения цепочки xay в цепочку языка должно совпадать с началом (концом) этой последней. Язык, определяемый ПО-грамматикой, — это множество тех цепочек в V, в которых каждое вхождение каждого символа находится в одном из «допустимых» для него контекстов, с учетом требований к началам и концам (для тех окрестностей, для которых такие требования имеются). Класс порождаемых ПО-грамматиками языков совпадает с одним хорошо изученным частным классом А-языков — так называемыми k-определенными А-языками*). Это показано в работе В. Б. Борщева [8]. В этой же работе введен более общий класс окрестностных грамматик — именные окрестностные грамматики (ИО-грамматики), позволяющие задавать все КС-языки, но не только их. ИО-грамматики изучались потом А. В. Гладким [13] (он показал, что «ИО-языки» образуют подкласс, и притом собственный, класса НС-языков) и М. В. Ломковской [26] (она установила, в частности, что класс «ИО-языков» содержит все дополнения к КС-языкам и замкнут относительно пересечения; кроме того, ею указано каноническое представление «ИО-языка» в виде результата последовательного выполнения нескольких операций над подходящими КС-языками).

Несколько позже В. Б. Борщев и М. В. Хомяков [9] обобщили понятие окрастностной грамматики на объекты весьма общей природы — «тексты», описываемые в терминах теории моделей. Получаемое при этом понятие «окрестностной грамматики общего вида» включает в себя как частные случаи почти все известные концепции формальных грамматик. Наконец, в работах М. В. Хомякова [50, 51] окрестностные грамматики используются для формализации некоторой весьма общей концепции перевода, из которой наложением ограничений естественно получаются различные конкретные концепции.

*) *Определение см., например [111].*

Остановимся теперь на грамматиках, позволяющих описывать синтаксическую структуру цепочек в терминах деревьев подчинения. Такие грамматики имеют существенное значение для лингвистических приложений, так как деревья подчинения, наряду с системами составляющих, представляют собой одно из главных средств формального описания синтаксиса естественных языков*). Одна разновидность таких грамматик известна уже довольно давно — это грамматики зависимостей (dependency grammars), введенные Хейсом [118]. Это по существу, КС-грамматики специального вида, снабженные некоторым дополнительным «устройством», позволяющим сопоставлять цепочкам деревья подчинения. Однако ситуация, «охватываемая» грамматиками зависимостей, является довольно частной; общую же ситуацию, возникающую при сопоставлении деревьев подчинения цепочкам, порождаемым произвольными КС-грамматиками, позволяют описать доминационные грамматики, введенные недавно М. И. Белецким [3]. В работе того же автора [5] рассмотрены различные типы эквивалентности доминационных грамматикь «по управлению», «по составляющим», «по составляющим и по управлению» и т. д.

Довольно давно известен также способ сопоставления цепочкам деревьев подчинения с помощью категориальных грамматик**). Поэтому естественно возникает вопрос о взаимоотношении между доминационными и категориальными грамматиками. Этот вопрос изучался в работах М. И. Белецкого [4, 6, 7], где получены условия существования для данной доминационной грамматики эквивалентной ей (в том или ином из упоминавшихся выше смыслов) категориальной.

«Традиционные» грамматики зависимостей изучались в работе С. Я. Фитиалова [44].

Категориальным грамматикам посвящена работа А. Я. Диковского и Л. С. Модиной [20], где дано новое доказательство известной теоремы Гайфмана об эквивалентности категориальных грамматик и КС-грамматик.

Джоши [128], формализуя понятия разработанной Харрисом теории цепочечного анализа (string analysis), вводит новую разновидность порождающих грамматик — «присоединительные грамматики» (adjunct grammars), в которых элементарный шаг вывода состоит во вставлении нескольких (указанных в соответствующем правиле) цепочек на определенные места исходной цепочки (причем задано конечное чис-

---

*) О деревьях подчинения, системах составляющих и связи между ними, см., например, А. В. Гладкий, Формальные грамматики и языки (в печати).

**) О категориальных грамматиках см., например, А. В. Гладкий, Формальные грамматики и языки (в печати).

ло аксиом; вспомогательный алфавит отсутствует). В этой работе рассматриваются также «грамматика смешанного типа», в которых, кроме «присоединительных» правил, имеются еще КС-правила специального вида; вводятся различные классы «присоединительных» и «смешанных» грамматик и изучается их сравнительная порождающая сила».

Стирнс и Льюис [199] обобщают понятие КС-грамматики таким образом, что множество правил становится по существу бесконечным. Аналогично обобщается понятие МП-автомата.

Имеется также ряд работ, связанных с привлечением теоретико-вероятностных и теоретико-информационных понятий. Именно, в [49, 130, 148, 196] решаются вопросы, связанные с вычислением «пропускной способности» и энтропии языков, порождаемых некоторыми типами однозначных грамматик; в [84, 136, 157, 190, 203] изучаются вероятностные грамматики и автоматы, т. е. грамматики и автоматы, у которых на множествах правил/команд (и тем самым на соответствующих языках) заданы некоторые распределения вероятностей. Останавливаться на содержании перечисленных работ мы не будем, поскольку эту тематику можно считать в известной мере периферийной для теории грамматик, да и места потребовалось бы слишком много.

8. ГРАММАТИКИ, РАБОТАЮЩИЕ С ДЕРЕВЬЯМИ

За последние годы был предпринят ряд попыток создания формального аппарата для переработки деревьев или сходных с ними структур — по аналогии с тем, как обычные грамматики перерабатывают цепочки. Такой аппарат необходим для описания строения естественных языков, так как языковые объекты (например, предложения) устроены слишком сложно, чтобы их структуру можно было достаточно естественным образом описывать только с помощью линейных последовательностей символов — в то время как «древесные структуры» позволяют строить уже гораздо более адекватные модели. К настоящему моменту предложено несколько вариантов таких «древесных грамматик»; их можно разделить на два типа по характеру преобразуемых объектов; одни из них имеют дело с системами составляющих, другие — с деревьями подчинения.

В качестве примера грамматик первого типа можно указать грамматики, описанные в статье Гинзбурга и Парти [96]. Эта концепция представляет собой формализацию введенного в свое время Н. Хомским (на неформальном уровне) понятия трансформационной грамматики. В общих чертах содержащееся в [96] определение трансформационной грамматики (ТГ) можно изложить так. Объекты, с которыми имеет дело ТГ, — это деревья с помеченными узлами (пометками служат символы в конечном алфавите W, разделенном на основной и вспомогательный подалфавиты), в которых для каждого невисячего узла на множестве непосредственно подчиненных ему узлов определен линейный порядок (таковы, например, деревья вывода в НС-грамматиках); далее мы называем их просто деревьями. Основным компонентом ТГ является конечное множество трансформационных правил (ТП). Каждое ТП состоит из условия применимости (УП) и описания преобразования (ОП). УП есть конъюнкция двух предикатов, определенных на деревьях — «главного» и «дополнительного». «Главный» предикат $P(T)$ имеет следующий вид. Задана цепочка ω_P в алфавите $W \cup \{X\}$, где $X \bar{\in} W$ и $P(T)$ означает: «Существует такое сечение*) $\alpha_1, \ldots, \alpha_s$ дерева T («P-допустимое сечение»), что «написанная» на нем («слева направо») цепочка $A_1 \ldots A_s$ превращается в ω_P при какой-либо подстановке символа X вместо некоторых вхождений подцепочек» («допустимой подстановке»). «Дополнительный» предикат — это булевское выражение от некоторых предикатов такого же вида, как «главный». (Содержательно «главный» предикат представляет собой «трафарет» для преобразования [см. ниже], а «дополнительный» — некоторое требование к преобразуемому дереву, не связанное с «природой» преобразования). ОП — это инструкция следующего вида: «В дереве T, удовлетворяющем соответствующему УП, выбрать некоторое P-допустимое сечение (где P — «главный предикат» данного УП), рассмотреть для него некоторую допустимую подстановку, и если $\beta_1, \ldots, \beta_k$ — все узлы сечения, которые при этой подстановке не попали в подцепочки, заменяемые на X, а $T_1, \ldots, T_k$ — индуцируемые ими остаточные поддеревья T, то следует «подвесить» вместо каждого T_i к его «хозяину» определенную конечную последовательность деревьев из множества $\{T_1, \ldots, T_k, U_1, \ldots, U_l\}$, где $U_1, \ldots, U_l$ — сопоставляемый данному ОП набор деревьев-констант (который может содержать и пустое дерево)». Далее, ТГ содержит еще базу — некоторое множество деревьев (в частном случае это может быть множество всевозможных деревьев вывода в некоторой НС-грамматике) и «управляющий» компонент, который состоит из конечного множества $\{\Gamma_\alpha\}$ грамматик с порядком (в смысле определения на стр. 112), — причем для каждой Γ_α все правила берутся из числа ТП данной ТГ, — и конечного автомата, который на каждом шаге решает, какая из грамматик Γ_α должна работать. Язык, порождаемый данной ТГ, — это пересечение множества цепочек в основ-

---

*) Сечение дерева — это такое множество узлов, что каждый путь из корня в висячий узел содержит точно один член этой последовательности.

ном алфавите с множеством терминальных цепочек деревьев, выводимых (при данном управлении) из деревьев базы. В работе приводятся примеры изложения в описанных терминах различных вариантов ТГ; по-видимому, данное определение является достаточно общим, чтобы охватить все известные варианты.

Саломаа [192] показал, что определенные в [96] ТГ могут порождать любые рекурсивно перечислимые языки даже при условии, что базами являются множества деревьев вывода в А-грамматиках, ТП зависят только от алфавита, а управляющий компонент отсутствует.

Другие варианты формализации понятия ТГ в смысле Хомского предложены Кимбаллом [134], Питерсом и Ричи [173]. В этих же работах, а также в [172] получен ряд результатов относительно порождающей силы соответствующих вариантов ТГ; как и для определения Гинзбурга-Парти, здесь можно получить все рекурсивно перечислимые языки при довольно сильных ограничениях на используемые ТГ.

Еще одна система для преобразования деревьев составляющих построена Вейоном, Верюном и Вокуа [206].

Из работ, посвященных преобразованиям деревьев подчинения, остановимся на статье А. В. Гладкого и И. А. Мельчука [15] (см. также [102]). Здесь вводятся Δ-грамматики, предназначенные для переработки деревьев с помеченными дугами и узлами (пометки берутся из некоторых конечных алфавитов) и без линейного порядка на множестве узлов. (Авторы исходили из убеждения, что для эффективного описания синтаксической структуры предложения нужно отвлечься от линейного порядка, так как синтаксическими связями и порядком слов в естественном языке управляют различные механизмы). Δ-грамматика устроена аналогично грамматике Хомского; ее правила суть правила подстановки. Для частного случая, когда отсутствуют пометки в узлах, каждое правило (элементарное преобразование, ЭП) имеет вид $t_1 \Rightarrow t_2 | f$, где t_1 и t_2 — деревья (указанного выше вида), а f — отображение множества узлов t_1 во множество узлов t_2. Применить такое ЭП к дереву T означает следующее: найти в T какое-либо вхождение t_1 (точнее — дерева, изоморфного t_1), «вырезать» его из T вместе с остаточными поддеревьями, индуцированными его узлами, затем «подвесить» t_2 вместо вырезанного поддерева и, наконец, «развесить» по узлам t_2 все «внешние» по отношению к t_1 поддеревья T, которые «висели» раньше на узлах t_1, причем для каждого узла α дерева t_1 то, что на нем «висело», «подвешивается» к узлу $f(\alpha)$ дерева t_2. Для общего случая определение ЭП несколько усложняется. Вводятся также некоторые частные классы Δ-грамматик, в известной степени аналогичные основным классам грамматик Хомского; кроме того, устанавливается, что произвольные ЭП можно в определенном смысле моделировать с помощью небольшого числа ЭП специального вида (выделяемых из лингвистических соображений).

Вообще говоря, Δ-грамматики предназначаются не для порождения, а лишь для преобразования деревьев; но можно определить и порождающую Δ-грамматику. Для этого достаточно (а) среди символов-пометок в узлах и на дугах различать основные и вспомогательные и (б) ввести аксиому — единичное дерево с «впомогательной» пометкой в единственном узле. Множество деревьев («Δ-язык»), порождаемое такой грамматикой, определяется обычным способом.

Преобразованиям деревьев подчинения посвящены также работы О. С. Кулагиной [23], Т. Д. Корельской и Е. В. Падучевой [22] (в последней работе фактически рассматриваются более сложные объекты, содержащие деревья подчинения в качестве компонентов).

Остановимся теперь на нескольких работах более частного характера.

В работе Л. С. Модиной [31] вводится следующее ограничение на способ применения правил в порождающей Δ-грамматике: если правило $t_1 \Rightarrow t_2|f$ применяется к вхождению t_1' дерева t_1 в дерево T, то все дуги T, исходящие из корня t_1', принадлежат t_1'. Рассматриваются некоторые частные классы Δ-грамматик с указанным ограничением, работающих с деревьями ограниченной валентности и без пометок на дугах: а) Простые развертывающие Δ-грамматики (ПРГ), у которых каждое правило $t_1 \Rightarrow t_2|f$ таково, что: (i) t_1 — дерево высоты 1; (ii) если $\alpha_1, \ldots, \alpha_k$ — все висячие узлы t_1, то $f(\alpha_1), \ldots, f(\alpha_k)$ — попарно различные висячие узлы t_2, и для каждого i пометки при α_i и при $f(\alpha_i)$ совпадают. (Таким образом, при применении данного правила фактически заменяется только корень t_1, а узлы $\alpha_1, \ldots \alpha_k$ образуют «контекст»). б) Контекстно-свободные ПРГ (КСПРГ): ПРГ есть КСПРГ, если ее схема вместе с каждым правилом r содержит всевозможные правила, отличающиеся от r только видом «контекста» и способом «развешивания» образующих контекст узлов в правой части правила. в) Автоматные ПРГ (АПРГ): их правила имеют вид $\tau \Rightarrow t$, где τ — единичное дерево, единственный узел которого помечен вспомогательным символом, а в t «вспомогательные» пометки могут быть только у висячих узлов (функция f здесь, очевидно, не нужна). Далее, сверх сказанного предполагается, что в преобразуемых деревьях для каждого невисячего узла на множестве непосредственно подчиненных ему узлов определен линейный порядок. Фиксируется некоторый способ «линеаризации» деревьев, т. е. сопоставления деревьям цепочек (на-

зываемых свертками этих деревьев) с соблюдением проективности (примером такого способа может служить бесскобочная запись Лукасевича). Множество сверток для элементов множества деревьев M называется сверткой M. В работе показано, что классы сверток «ПР-языков» и «АПР-языков» совпадают с классами НС-языков и КС-языков соответственно (второй из этих результатов, в несколько иной форме, получен также Брейнердом [66]), а класс сверток «КСПР-языков» является строго промежуточным между НС- и КС-языками. Сверх того, для всякой КС-грамматики Г и для всякого определенного на множестве ее карт управля-
Тэтчер [201] ввел понятие «конечного Δ-автомата» (finite
ющего предиката P (см. выше, стр. 111) можно построить такуют АПРГ Δ, что свертка множества $L_P(\Delta)$ будет совпадать с $L_P(\Gamma)$; обратное также справедливо.

tree automaton), аналогичного обычному конечному автомату и читающего пометки в узлах дерева в направлении от висячих узлов к корню; каждому узлу при этом сопоставляется состояние, причем для висячего узла оно зависит только от пометки в этом узле, а для невисячего — еще и от состояний, сопоставленных непосредственно подчиненным узлам. Показано, что (для одного частного способа линеаризации) класс сверток «Δ-языков», допускаемых такими автоматами, совпадает с классом сверток деревьев выводов в КС-грамматиках. В уже упоминавшейся работе Брейнерда [66] установлено, что класс Δ-языков, допускаемых конечными Δ-автоматами, совпадает с классом языков, порождаемых соответствующим образом обобщенными регулярными системами Бюхи.

В работе Тэтчера [202] вводится понятие конечного Δ-преобразования (finite state transformation). Конечное Δ-преобразование задается конечным алфавитом Σ, конечным множеством состояний S, списком переменных $X=\{x_1, \ldots, x_n\}$, начальным состоянием $q_0 \in S$ и конечной таблицей R, которая всякому натуральному числу $k \leqslant n$, всякому символу $a \in \Sigma$ и всякому состоянию $q \in S$ ставит в соответствие дерево (типа, рассмотренного на стр. 131) $T(a, q, k)$; все узлы этого дерева помечены символами из Σ, если $k=0$, а в противном случае некоторые висячие узлы могут быть помечены парами вида $\langle x_i, q_j \rangle$, $i \leqslant k$, $q_j \in S$. Если узлу α дерева T непосредственно подчинены узлы $\alpha_1, \ldots, \alpha_k$ (и только они) и узел α помечен символом $a \in \Sigma$ и состоянием $q \in S$, то таблица R задает следующее преобразование дерева T: вместо узла α в T «подвешивается» дерево T', получаемое, из $T(a, q, k)$ заменой каждого висячего узла с пометкой $\langle x_i, q_j \rangle$ (если таковые имеются) на остаточное поддерево T_i дерева T, индуцируемое узлом α_i; при этом корень дерева T_i помечается состоянием

q_j. Таким образом, таблица R задает «отношение выводимости» $\vdash_A$ на классе деревьев с пометками из Σ и S валентности $\leqslant n$. Собственно конечное Δ-преобразование A есть множество пар деревьев (T_1, T_2) таких, что а) T_1 — дерево, все узлы которого, кроме корня, помечены только символами из Σ, а корень, сверх того, помечен состоянием q_0, б) $T_1 \vdash_A T_2$ и в) все узлы T_2 помечены символами из Σ. Задание конкретных способов линеаризации позволяет получать с помощью различных типов конечных Δ-преобразований различные типы преобразований языков.

В заключение упомянем о двух работах, посвященных преобразованиям графов более общего вида, чем деревья: Пери Кер [170], Монтанари [165].

БИБЛИОГРАФИЯ

1. **Барздинь Я. М.**, Сложность распознавания симметрии на машинах Тьюринга. В сб. «Пробл. кибернетики», Вып. 15., М., «Наука», 1965, 245—248 (РЖМат, 1966, 4В96)
2. **Бассалыго Л. А.**, Падучева Е. В., Структурные функционалы бесконтекстной грамматики и оценки сложности вывода. «Научно-техн. информ. Сб. Всес. ин-т научн. и техн. информ.», 1970, сер. 2, № 2, 28—32 (РЖМат, 1970, 10В484)
3. **Белецкий М. И.**, Бесконтекстные и доминационные грамматики и связанные с ними алгорифмические проблемы. Кибернетика, 1967, № 4, 90—97 (РЖМат, 1968, 5В553)
4. —, О сильной эквивалентности категориальных и доминационных грамматик. Кибернетика, 1968, № 3, 92—93 (РЖМат, 1968, 11В585)
5. —, О различных типах эквивалентности доминационных грамматик. Кибернетика, 1968, № 4, 91—95 (РЖМат, 1969, 1В583)
6. —, О связи между категориальными и доминационными грамматиками. I. Кибернетика, 1969, № 4, 129—135 (РЖМат, 1970, 2В691)
7. —, О связи между категориальными и доминационными грамматиками. II. Кибернетика, 1969, № 5, 10—14 (РЖМат, 1970, 5В638)
8. **Борщев В. Б.**, Окрестностные грамматики. «Научно-техн. информ. Сб. Всес. ин-т научн. и техн. информ.», 1967, сер. 2, № 11, 39—41
9. —, Хомяков М. В., Окрестностные грамматики и модели перевода. Часть I. Окрестностные грамматики. «Научно-техн. информ. Сб. Всес. ин-т научн. и техн. информ.», 1970, сер. 2, № 3, 39—44 (РЖМат, 1970, 10В486)
10. **Валиев М. К.**, Диковский А. Я., Об иерархиях КС-языков по времени их распознавания. Тез. докл. и сообщ. Всесоюзн. научн. конф. по структ.-мат. методам моделир. яз., часть I. Киев, 1970, 25—26
11. **Гладкий А. В.**, О сложности вывода в грамматиках непосредственно составляющих. Алгебра и логика. Семинар, 1964, 3. № 5-6, 29—44 (РЖМат, 1965, 11В310)
12. —, Лекции по математической лингвистике для студентов НГУ. Новосибирск, 1966
13. —, Именные окрестностные грамматики и НС-грамматики. «Научно-техн. информ. Сб. Всес. ин-т научн. и техн. информ.», 1969, сер. 2, № 5, 22—24 (РЖМат, 1969, 10В487)
14. —, Диковский А. Я., Теория формальных грамматик и языков. Тр. 2-й Всес. конференции по программир., 1970. Засед. К. Новосибирск, 1970, 43—70
15. —, Мельчук И. А., Грамматики деревьев. I. Опыт формализации преобразований синтаксических структур естественного языка. Инф. вопр. семиот., лингв. и АП. Вып. I. М., 1971, 16—41

16. **Диковский А. Я.**, О соотношении между классом всех контекстно-свободных языков и классом детерминированных контекстно-свободных языков. Алгебра и логика. Тр. семинара, 1969, 8, № 1, 44—64 (РЖМат, 1970, 2В688)
17. —, Замечание о детерминированных линейных языках. В сб. «Пробл. кибернетики». Вып. 23. М., «Наука», 1970, 281—286 (РЖМат, 1971, 4В460)
18. —, Языки ограниченной активной емкости. Докл. АН СССР, 1970, 192, № 5, 966—968 (РЖМат, 1970, 10В483)
19. —, Густота — мера сложности вывода в контекстно-свободной грамматике. Пробл. передачи информ., 1972, 8, № 2, 92—105
20. —, Модина Л. С., Минимизация одной функции сложности в классе МП-автоматов и категориальные грамматики сложности три. Алгебра и логика. Тр. семинара, 1968, 7, № 3, 23—37 (РЖМат, 1969, 5В327)
21. **Кожевникова Г. П.**, Вычислительная сложность синтаксически управляемой трансляции одной грамматики. В сб. «Теория автоматов. Тр. семинара. Вып. 5». Киев, 1969, 67—84 (РЖМат, 1970, 9В483)
22. **Корельская Т. Д.**, Падучева Е. В., О формальном аппарате синтаксических преобразований. Предварительные публикации ПГЭПЛ, вып. 10. М., 1970
23. **Кулагина О. С.**, Некоторые вопросы преобразования деревьев зависимостей. ИПМ АН СССР. Препринт № 12. М., 1969
24. **Летичевский А. А.**, Синтаксис и семантика формальных языков. Кибернетика, 1968, № 4, 1—9 (РЖМат, 1969, 3В411)
25. —, Об отношениях, представимых в push-down-автоматах. Кибернетика, 1969, № 1, 1—7 (РЖМат, 1969, 10В237)
26. **Ломковская М. В.**, Об именных окрестностных и бесконтекстных языках. «Научно-техн. информ. Сб. Всес. ин-т научн. и техн. информ.», 1969, сер. 2, № 6, 21—24
27. —, Распознавание металинейных языков по методу Т. Касами. В кн.: Проблемы математической логики. М., «Мир», 1970, 369—371
28. —, О некоторых свойствах k-условных грамматик. «Научно-техн. информ. Сб. Всес. ин-т научн. и техн. информ.», 1972, сер. 2, № 1, 16—21
29. —, О k-условных и других коммутативных грамматиках. «Научно-техн. информ. Сб. Всес. ин-т научн. и техн. информ.», 1972, сер. 2, № 2, 28—31
30. **Мейгус В. Ю.**, Некоторые свойства синхронизированных грамматик. I. В сб. «Теор. кибернетика». Вып. I». Киев, 1970, 30—43 (РЖМат, 1971, 1В669)
31. **Модина Л. С.**, Свертки языков деревьев. Тезисы докл. и сообщ. Всесоюзн. науч. конф. по структ.-мат. методам моделир. яз. Часть II. Киев, 1970, 91—92
32. **Непомнящий В. А.**, Рудиментарная интерпретация двуленточных тьюринговых вычислений. Кибернетика, 1970, № 2, 29—35 (РЖМат, 1970, 12В380)
33. **Поршнева В. Н.**, Об одном классе детерминированных автоматов. В сб. «Теория автоматов. Тр. семинара. Вып. 5». Киев, 1969, 40—50 (РЖМат, 1970, 8В293)
34. —, Однозначные грамматики. В сб. «Теория автоматов. Тр. семинара. Вып. 5». Киев, 1969, 51—66 (РЖМат, 1970, 8В292)
35. **Редько В. Н.**, К проблеме синтаксического анализа языков. I. Кибернетика, 1969, № 1, 61—67 (РЖМат, 1969, 10В385)
36. —, К проблеме синтаксического анализа языков. II. Кибернетика, 1969, № 3, 52—57
37. —, Параметрические грамматики и проблема синтаксического анализа языков. Тр. 2-й Всес. конференции по программир., 1970. Засед. К. Новосибирск, 1970, 3—19 (РЖМат, 1970, 8В441)

38. **Самойленко Л. Г.**, Об одном классе грамматик непосредственно составляющих. Кибернетика, 1968, № 2, 102—103 (РЖМат, 1968, 10В611)
39. **Стоцкий Э. Д.**, О некоторых ограничениях на способ вывода в грамматиках непосредственных составляющих. «Научно-техн. инфор. Сб. Всес. ин-т научн. и техн. информ.», 1967, сер. 2, № 7, 35—38 (РЖМат, 1968, 3В559)
40. —, Порождающие грамматики и управление выводом. «Научно-техн. информ. Сб. Всес. ин-т научн. и техн. информ.», 1968, сер. 2, № 10. 28—31 (РЖМат, 1969, 3В519)
41. —, Понятие индекса в обобщенных грамматиках. «Научно-техн. информ. Сб. Всес. ин-т научн. и техн. информ.», 1969, сер. 2, № 5, 16—17 (РЖМат, 1969, 10В485)
42. —, Формальные грамматики и ограничения на вывод. Пробл. передачи информ., 1971, 7, № 1, 87—101 (РЖМат, 1971, 7В800)
43. —, Управление выводом в формальных грамматиках. Пробл. передачи информ., 1971, 7, № 3, 87—102 (РЖМат, 1971, 12В1054)
44. **Фитиалов С. Я.**, Об эквивалентности грамматик НС и грамматик зависимостей. В сб. «Пробл. структурн. лингвист. 1967». М., «Наука», 1968, 71—102 (РЖМат, 1969, 1В584)
45. **Фуксман А. Л.**, О некоторых грамматиках для описания контекстно-свободных языков. В сб. «1-я Всес. конференция по программир. А. Вопр. теории программир.» Киев, 1968, 135—143 (РЖМат, 1969, 5В545)
46. —, Алгоритмы синтаксического анализа для некоторых классов языков. В сб. «Применение методов вычисл. матем. и вычисл. техн. для решения научно-исслед. и народнохоз. задач.» Вып. 4. Воронеж, 1969, 61—64 (РЖМат, 1970, 9В628)
47. —, О некоторых грамматиках для описания контекстно-свободных языков. В сб. «Автоматиз. программирования. Тр. семинара. Вып. I». Киев, 1969, 36—70 (РЖМат, 1970, 6В668)
48. —, О некоторых свойствах формальных грамматик. «Тр. 2-й Всес. конференции по программир. 1970. Засед. К». Новосибирск, 1970, 21—31 (РЖМат, 1970, 8В442)
49. **Херц М. М.**, Энтропия языков, порождаемых автоматной или контекстно-свободной грамматиками с однозначным выводом. «Научно-техн. информ. Сб. Всес. ин-т научн. и техн. информ.», 1968, сер. 2, № 1, 29—34
50. **Хомяков М. В.**, Окрестностные грамматики и модели перевода. «Научно-техн. информ. Сб. Всес. ин-т научн. и техн. информ.», 1970, сер. 2, № 4, 38—40
51. —, Окрестностные переводы и инвариантные отношения. «Научно-техн. информ. Сб. Всес. ин-т научн. и техн. информ.», 1970, сер. 2, № 8, 38—40 (РЖМат, 1971, 2В656)
52. **Шрейдер Ю. А.**, Окрестностная модель языка. Tartu Ülikooli toimetised, Уч. зап. Тартус. ун-та, 1969, вып. 226, 129—142
53. **Abraham S.**, Some questions of phrase structure grammars. I. Comput. linguist., 1965, 4, 61—70
54. **Aho A. V.**, Indexed grammars—an extension of context-free grammars. J. Assoc. Comput. Mach., 1968, 15, № 4, 647—671
55. —, Nested stack automata. J. Assoc. Comput. Mach., 1969, 16, № 3, 383—406 (РЖМат, 1970, 4В367)
56. —, Ullman J. D., Automaton analogs of syntax directed translation schemata. Proc. 9th Ann. Symp. Switch. and Automata Theory, 1968
57. —, —, The theory of languages. Math. Syst. Theor., 1968, 2, № 2, 97—125 (РЖМат, 1969, 1В481); Русский перевод в кн. «Кибернетический сборник», 1969, вып. 6, М., 145—183
58. —, —, Syntax directed translations and the push-down assembler. J. Comput. and Syst. Sci., 1969, 3, № 1, 37—56 (РЖМат, 1969, 10В377)
59. —, —, Properties of syntax directed translations. J. Comput. and Syst. Sci., 1969, 3, № 3, 319—334 (РЖМат, 1970, 2В590)

60. **Arikawa Setsuo,** Elementary formal systems and formal languages. Simple formal systems. Mem. Fac. Sci. Kyushu Univ., 1970, **A24**, № 1, 47—75 (РЖМат, 1970, 9В630)
61. **Birman A.,** Ullman J. D., Parsing algorithms with backtrack. IEEE Conf. Rec. 11th Annu. Symp. Switch. and Automata Theory, Santa Monica, Calif., 1970. New York, N. Y., 1970, 153—174 (РЖМат, 1971, 8В676)
62. **Book R. V.,** On the notion of the bounding functions for grammars. Math. Ling. and Automat. Transl., Harvard Univ. Comput. Lab. Rept. NSF-18, Cambridge, Mass., 1967, (III—1)—(III—15)
63. —, Grammars with time functions. Math. Ling. and Automat. Transl., Harvard Univ., Comput. Lab. Rept. NSF-23, Cambridge, Mass., 1969
64. **Brainerd B.,** An analog of a theorem about context-free languages. Inform. and Control, 1967 (1968), 11, № 5-6, 561—567 (РЖМат, 1968, 11В586)
65. **Brainerd W. S.,** Tree generating systems and tree automata. Doct. diss. Purdue Univ., 1967. 76 pp. Dissert. Abstrs, 1967, **B28**, № 6, 2511 (РЖМат, 1969, 3В233)
66. —, Tree generating regular systems. Inform. and Control, 1969, **14**, № 2, 217—231 (РЖМат, 1970, 3В327)
67. **Chartres B. A.,** Florentin J. J., A universal syntax-directed top—down analyzer. J. Assoc. Comput. Mach., 1968, 15, № 3, 447—464 (РЖМат, 1969, 3В408)
68. **Cole S. N.,** Real-time computation by n-dimensional iterative arrays of finite-state machines. IEEE Trans. Comput., 1969, 18, № 4, 349—365
69. **Cook S. A.,** Characterizations of pushdown machines in terms of time-bounded computers. J. Assoc. Comput. Mach., 1971, 18, № 1, 4—18 (РЖМат, 1971, 9В409)
70. **Crestin J. P.,** Quasi-rational languages. Mitt. Ges. Math. und Datenverarb., 1970, № 8, 13—17 (РЖМат, 1971, 8В793)
71. **Cudia D. F.,** Singletary W. E., Degrees of unsolvability in formal grammars. J. Assoc. Comput. Mach., 1968, 15, № 4, 680—692
72. **Čulik K.,** Well-translatable languages and ALGOL—like languages. «Formal language description languages», North—Holland Press, 1966, 76—85; Русский перевод «Научно-техн. информ. Сб. Всес. ин-т научн. и техн. информ.», 1967, сер. 2, № 3, 21—23 (РЖМат, 1968, 3В501)
73. **Čulik K., II,** Languages represented by n-tape automata. Inform. Proces. Machines, 1968, № 14, 83—100 (РЖМат, 1971, 5В711)
74. —, n-ary grammars and the description of mappings of formal languages. Kybernetika, 1970, 6, № 2, 99—117 (РЖМат, 1970, 12В558)
75. **Dincă A.,** Ecuaţii diofantice şi limbaje context-free. Stud. şi cerc. mat., 1970, 22, № 8, 1159—1171 (РЖМат, 1971, 1В667)
76. **Drieux B.,** Une classe de C-langages non ambigus et non déterministes. Compt. rend. 94e Congr. nat. Soc. savant. Pau, 1969. Sec. sci. T. 2. Paris, 1971, 47—52 (РЖМат, 1971, 7В801)
77. **Earley J.,** An efficient context-free parsing algorithm. Communs ACM, 1970, 13, № 2, 94—102
78. **Elgot C. C.,** Robinson A., Random-access stored-programm machines, an approach to programming languages. J. Assoc. Comput. Mach., 1964, 11, № 4, 364—399 (РЖМат, 1965, 5В285)
79. **Fisher G. A.,** Raney G. N., On the representation of formal languages using automata on networks. IEEE Conf. Rec. 10th Annual Sympos. Switch. and Automata Theory, Waterloo, 1969. New York, N. Y., 1969, 157—165 (РЖМат, 1971, 1В577)
80. **Fisher P. C.,** Meyer A. R., Rosenberg A. L., Counter machines and counter languages. Math. Syst. Theory, 1968, 2, № 3, 265—283 (РЖМат, 1969, 6В459); Русский перевод в кн. «Проблемы математической логики», М., 1970, 380—400

81. **Friant J.**, *Grammaires ordonnees—grammaires matricielles*. Rapport MA-101, CETADOL, Univ. de Montréal, 1968
82. —, Langages ultralineares et superlineares. Nouvelles caracterisations. Rapport MA-102, CETADOL, Univ. de Montreal, 1968,; Русский перевод в кн.: «Сборник переводов по вопросам информационной теории и практики», М., изд. ВИНИТИ, 1970, № 16, 149—158.
83. **Fris I.**, Grammars with partial ordering of the rules. Inform. and Contr., 1968, 12, № 5-6, 415—425 (РЖМат, 1969, 4В498); Русский перевод в кн.: «Сборник переводов по вопросам информационной теории и практики, М., изд. ВИНИТИ, 1970, № 16, 159—168
84. **Fu K. S.**, L i T. J., On stochastic automata and languages. Inform. Sci., 1969, 1, № 4, 403—419 (РЖМат, 1970, 6В406)
85. **Gaifman H.**, Dependency systems and phrase structure systems. Inform. and Contr., 1965, 8, № 3, 304—337 (РЖМат, 1966, 11В409)
86. **Gallaire H.**, Recognition time of context-free languages by on—line Turing machines. Inform. and Contr., 1969, 15, № 3, 288—295 (РЖМат, 1970, 6В673)
87. **Ginsburg S.**, The mathematical theory of context-free languages. New York, McGraw—Hill, 1966, XII, 232 pp. (РЖМат, 1968, 3В505К); Русский перевод: Математическая теория контекстно-свободных языков. М., «Мир», 1970, 326 стр. (РЖМат, 1970, 9В629)
88. —, G r e i b a c h S., Abstract families of languages. IEEE Conf. Rec. 8th Annual Sympos. Switch. and Automata Theory, Austin, Texas, 1967. New York, N. Y., 1967, 128—139 (РЖМат, 1969, 1В475)
89. —, —, Abstract families of languages. Mem. Amer. Math. Soc., 1969, № 87, 1—32
90. —, —, Principal AFL. J. Comput. and Syst. Sci., 1970, 4, № 4, 308—338
91. —, —, H a r r i s o n M. A., Stack automata and compilling. J. Assoc. Comput. Mach., 1967, 14, № 1, 172—201 (РЖМат, 1968, 2В515)
92. —, —, —, One-way stack automata. J. Assoc. Comput. Mach., 1967, 14, № 2, 389—418 (РЖМат, 1968, 4В287)
93. —, —, H o p c r o f t J., Pre-AFL. Mem. Amer. Math. Soc., 1969, № 87, 41—51
94. —, H a r r i s o n M., Bracketed context-free languages. J. Comput. Syst. Sci., 1967, 1, № 1, 1—23
95. —, —, On the closure of AFL under reversal. Inform. and Contr., 1970, 17, № 4, 395—409 (РЖМат, 1971, 5В704)
96. —, P a r t e e B., A mathematical model of transformational grammars. Inform. and Contr., 1969, 15, № 4, 297—334 (РЖМат, 1970, 8В447)
97. —, R o s e G. F., A note on preservation of languages by transducers. Inform. and Contr., 1968, 12, № 5-6, 549—552
98. —, —, On the existence of generators for certain AFL. Inform. Sci., 1970, 2, № 4, 431—446
99. —, S p a n i e r E. H., Control sets on grammars. Math. Syst. Theory, 1968, 2, № 2, 159—177 (РЖМат, 1969, 3В415)
100. —, —, Derivation-bounded languages. J. Comput. and Syst. Sci., 1968, 2, № 3, 228—250 (РЖМат, 1969, 8В391)
101. —, —, Substitution in families of languages. Inform. Sci., 1970, 2, № 1, 83—110 (РЖМат, 1970, 8В573)
102. **Gladky A. V.**, M e l' c u k I. A., Tree grammars (Δ-grammars). Internat. Conf. Comput. Ling. (COLING), Sanga-Säby, 1969, № 1, 7 pp. (РЖМат, 1970, 3В650)
103. **Greibach S. A.**, A note on undecidable properties of formal languages. Math. Syst. Theory, 1968, 2, № 1, 1—6 (РЖМат, 1968, 11В520)
104. —, An infinite hierarchy of context-free languages. J. Assoc. Comput. Mach., 1969, 16, № 1, 91—106 (РЖМат, 1969, 9В476)
105. —, Checking automata and one-way stack languages. J. Comput. and Syst. Sci.», 1969, 3, № 2, 196—217 (РЖМат, 1969, 12В529)
106. —, Chains of full AFL's. Math. Syst. Theor., 1970, 4, № 3, 231—242 (РЖМат, 1971, 4В726)

107. —, Full AFL's and nested iterated substitution. Inform. and Contr., 1970, 16, № 1, 7—35
108. —, Hopcroft J. E., Scattered context grammars. J. Comput. and Syst. Sci., 1969, 3, № 3, 233—247 (РЖМат, 1970, 2В588)
109. —, —, Independence of AFL operations. Mem. Amer. Math. Soc., 1969, № 87, 33—40
110. **Griffiths T. V.**, The unsolvability of the equivalence problem for Λ—free nondeterministic generalized machines. J. Assoc. Comput. Mach., 1968, 15, № 3, 409—413 (РЖМат, 1969, 3В407)
111. **Gross M.**, Lentin A., Notions sur les grammaires formelles. (e éd.). (Publ. Inst. programmation Fac. sci. Paris). Paris, 1967, 197 p. (РЖМат, 1968, 3В502К); Русский перевод: Теория формальных грамматик. М., «Мир», 1971
112. **Gruska J.**, Some classifications of context-free languages. Inform. and Contr., 1969, 14, № 2, 152—179 (РЖМат, 1970, 2В592)
113. **Haines L. H.**, Representation theorems for context sensitive languages. Amer. Math. Soc. Notices, 1969, № 3, 527
114. **Harrison M. A.**, Schkolnik M., A grammatical characterization of one-way nondeterministic stack languages. Assoc. Comput. Mach., 1971, 18, № 2, 148—172
115. **Hartmanis J.**, On memory requirements for context-free language recognition. J. Assoc. Comput. Mach., 1967, 14, № 4, 663—665 (РЖМат, 1968, 9В480); Русский перевод в кн.: «Проблемы математической логики». М., «Мир», 1970, 339—343
116. —, Hopcroft J. E., What makes some language theory problems undecidable. J. Comput. and Syst. Sci., 1970, 4, № 4, 368—376 (РЖМат, 1971, 4В636)
117. **Havel I.**, A note on one-sided context—sensitive grammars. Kybernetika, 1969, 5, № 3, 186—189 (РЖМат, 1969, 12В528)
118. **Hays D. G.**, Grouping and dependency theories. Proc. Nat. Sympos. Mach. Transl., Los Angeles, 1960. Englewood Cliffs, N. J., 1961, 258—266 (РЖМат, 1962, 4В408)
119. **Hibbard T. N.**, A generalization of context-free determinism Infor. and Contr., 1967, 11, № 1-2, 196—238 (РЖМат, 1969, 3В230)
120. **Hopcroft J. E.**, On the equivalence and containment problems for context-free languages. Math. Syst. Theor., 1969, 3, № 2, 119—124 (РЖМат, 1970, 6В605)
121. —, Ullman J. D., Sets accepted by one-way stack automata are context sensitive. Inform. and Comtr., 1968, 13, № 2, 114—133 (РЖМат, 1969, 7В252)
122. —, —, Formal languages and their relation to automata. Menlo Park (Calif.), Addison—Wesley, 1969, X, 242 pp. (РЖМат, 1971, 12В1045 К)
123. **Ibarra O. H.**, Simple matrix languages. Inform. and Contr., 1970, 17, № 4, 359—394 (РЖМат, 1971, 6В592)
124. **Ito R.**, Every semilinear set is a finite union of disjoint linear sets. J. Comput. and Syst. Sci., 1969, 3, № 2, 221—231
125. **Järvi T.**, On control sets induced by grammars. Suomalais. tiedeakat. toimituks., 1970, Ser. A1, № 480, 7 pp. (РЖМат, 1971, 7В797)
126. **Jones N. D.**, Context-free languages and rudimentary attributes. Math. Syst. Theor., 1969, 3, № 2, 102—109 (РЖМат, 1970, 6В604)
127. —, A note on the index of a context-free language. Inform. and Contr., 1970, 16, № 2, 201—202 (РЖМат, 1970, 10В481)
128. **Joshi A. K.**, Properties of formal grammars with mixed type of rules and their linguistic relevance. Internat. Conf. Comput. Ling. (COLING), Sanga-Säby, 1969, Preprint. 1969, № 47, 30 pp. (РЖМат, 1970, 4В711)
129. **Kameda T.**, Vollmar R., Note on tape reversal complexity of languages. Inform. and Contr., 1970, 17, № 2, 203—215 (РЖМат, 1971, 3В608)
130. **Kaminger F. P.**, The noncomputability of the channel capacity of

context-sensitive languages. Inform. and Contr., 170, **17**, № 2, 175—182 (РЖМат, 1971, 2В658); Русский перевод в сб.: «Экспресс-информация. Передача информации», ВИНИТИ, 1970, № 47, 21—28.
131. **Kasai T.**, An hierarchy between context-free and context sensitive languages. J. Comput. and Sist. Sci., 1970, **4**, № 5, 492—508 (РЖМат, 1971, 9В650)
132. —, A note on computing time for recognition of languages generated by linear grammars. Inform. and Contr., 1967, **10**, № 2, 209—214 (РЖМат, 1968, 3В503); Русский перевод в кн.: «Проблемы математической логики». М., «Мир», 1970, 363—368.
133. —, Torii K., A syntax analysis procedure for unambiguous context-free grammars. J. Assoc. Comput. Mach., 1969, **16**, № 3, 423—431 (РЖМат, 1970, 2В593)
134. **Kimball J. P.**, Predicates definable over transformational derivations by intersection with regular languages. Inform. and Contr., 1967, **11**, № 1-2, 177—195 (РЖМат, 1968, 10В612)
135. **Kley A.**, Meyer-Brotz G., Vergleich von Analyseverfahren für kontext-freie Sprachen. Wiss. Ber. AEG-Telefunken, 1968, **41**, № 4, 205—216 (РЖМат, 1970, 2В589)
136. **Knast R.**, Representability of nonregular languages in finite probabilistic automata. Inform. and Contr., 1970, **16**, № 3, 285—302 (РЖМат, 1971, 1В367)
137. **Knuth D. E.**, A characterization of parenthesis languages. Inform. and Contr., 1967, **11**, № 3, 269—289 (РЖМат, 1968, 10В521)
138. —, Semantics of context-free languages. Math. Syst. Theory, 1968, **2**, № 2, 127—145 (РЖМат, 1969, 5В544)
139. **Kobayashi K.**, Some unsolvable problems on context-free languages and their application to online language recognizers. Inform. and Contr., 1968, **13**, № 3, 245—253 (РЖМат, 1969, 9В376)
140. —, Classification of formal languages by functional binary transductions. Inform. and Contr., 1969, **15**, № 1, 96—109 (РЖМат, 1970, 7В517)
141. **Kopřiva J.**, Push-down automaton with two stacks as a parsing device. Z. angew. Math. und Mech., 1968, **48**, № 8, Sonderh., 118—119 (РЖМат, 1969, 11В343)
142. —, Decomposition translations and syntax derected translation schemata. Kybernetika, 1970, **6**, № 6, 403—417 (РЖМат, 1971, 5В700)
143. **Korenjak A. J.**, Hopcroft J. E., Simple deterministic languages. Princeton Univ. Dept Electr. Engng Digit. Syst. Lab. Techn. Rept., 1966, № 51, 11 pp. (РЖМат, 1969, 6В577)
144. **Kosaraju S. R.**, Recognition of context-free and stack languages. IEEE Conf. Rec. 10th Annual Sympos. Switch. and Automata Theory, Waterloo, 1969. New York, N. Y., 1969, 129—132 (РЖМат, 1971, 1В579)
145. **Kostolanský E.**, Comments on effective and unambiguous context-free languages. Kybernetika, 1969, **5**, № 3, 181—185 (РЖМат, 1969, 12В527)
146. **Král J.**, On multiple grammars. Kybernetika, 1969, **5**, № 1, 60—85 (РЖМат, 1969, 8В485)
147. —, A modification of a substitution theorem and some necessary and sufficient conditions for sets to be context-free. Math. Syst. Theor., 1970, **4**, № 2, 129—139 (РЖМат, 1971, 6В706)
148. **Kuich W.**, On the entropy of context-free languages. Inform. and Contr., 1970, **16**, № 2, 173—200 (РЖМат, 1970, 10В480)
149. —, Systems of pushdown acceptors and context-free grammars. Elektron. Informationsverarb. und Kybernet., 1970, **6**, № 2, 95—113 (РЖМат, 1970, 12В560)
150. —, The complexity of skew-linear tuple languages and O—regular languages. Mitt. Ges. Math. und Datenverarb., 1970, № 8, 24—26 (РЖМат, 1971, 9В644)
151. **Kurki-Suonio R.**, Notes on top-down languages. BIT (Sver.), 1969, **9**, № 3, 225—238 (РЖМат, 1970, 6В603)

152. **Lewis P. M., II**, S t e a r n s R. E., Syntax-directed transduction. J. Assoc. Comput. Mach., 1968, 15, № 3, 465—488 (РЖМат, 1969, 3В409)
153. —, —, H a r t m a n i s J., Memory bounds for recognition of context-free and context sensitive languages. IEEE Conf. Rec. Switch Circuit Theory and Logic. Design, Ann Arbor, Mich., 1965, New York, N. Y., Inst. Ellectr. and Electron. Engrs, Inc., 1965, 191—202 (РЖМат, 1968, 1В535); Русский перевод в кн.: «Проблемы математической логики», М., «Мир», 1970, 320—338.
154. **Liu L. Y.**, W e i n e r P., An infinite hierarchy of intersections of context-free languages. Techn. Rept. Princeton Univ., 1968, № 65, 13 pp. (РЖМат, 1969, 10В384)
155. —, —, A characterization of semilinear sets. J. Comput. and Syst. Sci., 1970, 4, № 4, 299—307 (РЖМат, 1971, 5В702)
156. **Mager G.**, Writing pushdown acceptors. J. Comput. and Syst. Sci., 1969, 3, № 3, 276—318 (РЖМат, 1970, 6В407)
157. **Magidor M.**, M o r a n G., Probabilistic tree automata and context-free languages. Isr. J. Math., 1970, 8, № 4, 340—348 (РЖМат, 1971, 6В429)
158. **Małuszyński J.**, Analiza syntaktyczna przy użyciu separatorów. Nauk. probl. maszyn. mat. Warszawa, PWN, 1970, 113—116 (РЖМат, 1971, 8В673)
159. **Maurer H. A.**, A direct proof of the inherent ambiguity of a simple context-free language. J. Assoc. Comput. Mach., 1969, 16, № 2, 256—260 (РЖМат, 1970, 1В487)
160. —, A note on the complement of inherently ambiguous context-free languages. Commun. Assoc. Comput. Mach, 1970, 13, № 3, 194
161. —, The solution of a problem by Ginsburg. Inf. process. lett., 1971, 1, № 1, 7—10 (РЖМат, 1971, 9В647)
162. **Mazurkiewicz A. W.**, A note on enumerable grammars. Inform. and Contr., 1969, 14, № 6, 555—558 (РЖМат, 1970, 4В600)
163. **McNaughton R.**, Parenthesis grammars. J. Assoc. Comput. Mach., 1967, 14, № 3, 490—500 (РЖМат, 1968, 5В555)
164. **Mezei J.**, W r i g h t J. B., Algebraic automata and context-free sets. Inform. and Contr., 1967, 11, № 1-2, 3—29 (РЖМат, 1969, 3В234)
165. **Montanari U. G.**, Separable graphs, planar graphs and web grammars. Inform. and Contr., 1970, 16, № 3, 243—267 (РЖМат, 1970, 10В482)
166. **Navrátil E.**, Context-free grammars with regular conditions. Kybernetika, 1970, 6, № 2, 118—126 (РЖМат, 1970, 12В561)
167. **Nivat M.**, Transductions des langages de Chomsky. Ann. Inst. Fourier, 1968, 18, № 1, 339—455 (РЖМат, 1969, 7В409)
168. **Ogden W.**, A helpful result for proving inherent ambiguity. Math. Syst. Theory, 1968, 2, № 3, 191—194 (РЖМат, 1969, 6В576)
169. **Pair C.**, Sur des notions algébriques liées à l'analyse syntaxique. Rev. franç. inform. et rech. opér., 1970, 4, № R-3, 3—29 (РЖМат, 1971, 9В651)
170. —, Q u e r e A., Définition et étude des bilanguages réguliers. Inform. and Contr., 1968 (1969), 13, № 6, 565—593 (РЖМат, 1969, 10В376)
171. **Paull M. C.**, U n g e r S. H., Structural equivalence of context-free grammars. J. Comput. and Syst. Sci., 1968, 2, № 4, 427—463 (РЖМат, 1969, 9В374)
172. **Peters P. S., Jr.**, R i t c h i e R. W., On restricting the base component of transformational grammars. Inform. and Contr., 1971, 18, № 5, 483—501 (РЖМат, 1972, 1В1127)
173. —, —, On the generative power of transformational grammars. Information Sci., 1971
174. **Révész G.**, An efficient syntactic analyser of certain formal languages. Math. Syst. Theory, 1968, 2, № 2, 147—158 (РЖМат, 1969, 5В542)
175. —, Syntactic analysis and unilateral context—sensitive grammars. Studia scient. math. hung., 1969, 4, № 1-4, 267—278 (РЖМат, 1970, 6В606)

176. Rhodes J., Shamir E., Complexity of grammars by group theoretic methods. J. Combin. Theory, 1968, 4, № 3, 222—239
177. Rose G. F., Closures which preserve finiteness in families of languages. J. Comput. and Syst. Sci., 1968, 2, № 2, 148—168 (РЖМат, 1969, 6В263)
178. Rosenberg A. L., A machine realisation of the linear context-free languages. Inform. and Contr., 1967, 10, № 2, 175—188 (РЖМат, 1968, 2В496)
179. —, On the independence of real—time definability and certain structural properties of context—free languages. J. Assoc. Comput. Mach., 1968, 15, № 4, 672—679
180. Rosenberg G., On the introduction of the orderings into the grammars of Chomsky's hierarchy. Bull. Acad. Polon. Sci., Sér. sci. math., astron., et phys., 1969, 17, № 9, 559—563 (РЖМат, 1970, 3Б654)
181. Rosendahl M., Zur Erkennung mehrdimensionaler formaler Sprachen. Mitt. Ges. Math. und Datenverarb., 1970, 8, № 8, 33—35 (РЖМат, 1971, 9В645)
182. Rosenkrantz D. J., Matrix equations and normal forms for context-free grammars. J. Assoc. Comput. Mach., 1967, 14, № 3, 501—507 (РЖМат, 1968, 7В558)
183. —, Programmed grammars—a new device for generating formal languages. IEEE Conf. Rec. 8th Annu. Sympos. Switch. and Automata Theory, Austin, Texas, 1967. New York, N. Y., 1967, 14—20 (РЖМат, 1969, 1В478)
184. —, Programmed grammars and classes of formal languages. J. Ass. Comput. Mach., 1969, 16, № 1, 107—131 (РЖМат, 1969, 8В488); Русский перевод в кн.: «Сборник переводов по вопросам информационной теории и практики». М., изд. ВИНИТИ, 1970, № 16, 117—146.
185. —, Lewis P. M. II, Deterministic left corner parsing. IEEE Conf. Rec. 11th Annu. Symp. Switch. and Automata Theory, Santa Monica, Calif., 1970. New York, N. Y., 1970, 139—152 (РЖМат, 1971, 8В674)
186. —, Stearns R. E., Properties of deterministic top-down grammars. Inform. and Contr., 1970, 17, № 3, 226—256 (РЖМат, 1971, 6В593)
187. Rovan B., Bounded push-down automata. Kybernetika, 1969, 5, № 4, 261—265 (РЖМат, 1970, 3В345)
188. Salomaa A., On the index of a context-free grammar and language. Inform. and Contr., 1969, 14, № 5, 474—477 (РЖМат, 1970, 3В339)
189. —, On grammars with restricted use of productions. Suomalais. tiedeakat. toimituks., 1969, Sar. AI, № 454, 32 pp. (РЖМат, 1970, 6В672)
190. —, Probabilistic and weighted grammars. Inform. and Contr., 1969, 15, № 6, 529—544 (РЖМат, 1970, 11В296)
191. —, Periodically time-variant contex-tfree grammars. Inform and Contr., 1970, 17, № 3, 294—311 (РЖМат, 1971, 3В596)
192. —, The generative capacity of transformational grammars of Ginsburg and Partee. Inform. and Contr., 1971, 18, № 3, 227—232 (РЖМат, 1971, 12В105)
193. Schneider V., Syntax-checking and parsing of context-free languages by pushdown-store automata. AFIPS Conf. Proc. Vol. 30. Spring Joint Comput. Conf., Atlantic City, N. J., 1967. Washington, D. C., Thompson Books; London, Acad. Press., 1967, 685—690 (РЖМат, 1969, 5В540)
194. Siromoney R., On equal matrix languages. Inform. and Contr., 1969, 14, № 2, 135—151 (РЖМат, 1970, 2В591)
195. —, A characterization of semilinear sets. Proc. Amer. Math. Soc., 1969, 21, № 3, 689—694 (РЖМат, 1970, 1В482)
196. —, Channel capacity of equal matrix languages. Inform. and Contr., 1969, 14, № 6, 507—511 (РЖМат, 1970, 2В689)
197. Smith A. R., III, Cellular automata and formal languages. IEEE Conf. Rec. 11th Annu. Symp. Switch. and Automata Theory, Santa Monica, Calif., 1970. New York, N. Y., 1970, 216—224 (РЖМат, 1971, 6В433)

198. Stearns R. E., A regularity test for pushdown machines. Inform. and Contr., 1967, 11, № 3, 323—340 (РЖМат, 1969, 3В240)
199. —, Lewis P. M., Property grammars and table machines. Inform. and Contr., 1969, 14, № 6, 524—549 (РЖМат, 1970, 5В525)
200. Taniguchi K., Kasami T., A note on computing time for the recognition of context-free languages by a single-tape Turing machine. Inform. and Contr., 1969, 14, № 3, 278—284 (РЖМат, 1970, 1В320)
201. Thatcher J. W., Characterizing derivation trees of context-free grammars through a generalization of finite automata theory. J. Comput. and Syst. Sci., 1967, 1, № 4, 317—322
202. —, Generalized sequential machine maps. Comput. and Syst. Sci., 1970, 4, № 4, 339—367 (РЖМат, 1971, 4В629)
203. Turakainen P., On stochastic languages. Inform. and Contr. 1968, 12, № 4, 304—313 (РЖМат, 1969, 4В291)
204. Uuian J. S., Partial algorithm problems for context-free languages. Inform. and Contr., 1967, 11, № 1-2, 80—101 (РЖМат, 1969, 9В477)
205. Unger S. H., A global parser for context—free phrase structure grammars. Communs. Assoc. Comput. Mach., 1968, 11, № 4, 240—247 (РЖМат, 1969, 4В499)
206. Veillon G., Veyrunes J., Vauquois B., Un métalangage de grammaires transformationnelles Applications aux problemes de transferts et de generation syntaxiques. 2éme Conf. internat. traitem. automat. langues. Grenoble, 1967. Grenoble, s.-a., 20/1—20/50 (РЖМат, 1969, 6В570)
207. Walter H., Zwei Operationen zwischen Chomsky—Grammatiken. Z. angew. Math. und Mech., 1970, 50, Sonderh. 1-4, 91—92 (РЖМат, 1971, 2В660)
208. —, Verallgemeinerte Pullbackkonstructionen bei Semi—Thuesystemen und Grammatiken. Electron, Informationverarb. und Kybernet., 1970, 6, № 4-5, 239—254 (РЖМат, 1971, 5В710)
209. —, Verallgemeinerte Pullbackkonstrictionen bei Chomsky—Grammatiken. Mitt. Ges. Math. und Datenverarb., 1970, № 8, 56—58 (РЖМат, 1971, 8В799)
210. Walters D. A., Deterministic context-sensitive languages. Part. I. Inform. and Contr., 1970, 17, № 1, 14—40 (РЖМат, 1971 3В501)
211. —, Deterministic context-sensitive languages. Part II., Inform. and Contr., 1970, 17, № 1, 41—61 (РЖМат, 1971, 4В452)
212. Wang Y. R., On the formulation of normal pushdown acceptors. Proc. 23d ACM Nat. Conf., 1968. Princeton, N. J.—London, 1968, 605—612 (РЖМат, 1970, 8В448)
213. Weicker R., Erkennung von kontextfreien Sprachen durch Tabulator—Turingmaschinen. Arbeitsber. Inst. math. Masch. und Datenverarb., 1970, 3, № 5, 101 S. (РЖМат, 1971, 6В688)
214. Wood D., A note on top-down deterministic languages. BIT (Sver.), 1969, 9, № 4, 387—399 (РЖМат, 1970, 8В449)
215. —, Formal language theory and automata theory bibliography 23. Comput. Rev., 1970, 11, № 7, 417—430
216. —, A generalized normal form theorem for context-free grammars. Comput. J., 1970, 13, № 3, 272—277 (РЖМат, 1971, 1В666)
217. Woods W. A., Context-sensitive parsing. Communs. ACM, 1970, 13, № 7, 437—445 (РЖМат, 1971, 3В503)
218. —, Transition network grammars for natural language analysis. Communs ACM, 1970, 13, № 10, 591—606 (РЖМат, 1971, 7В707)
219. Yntema M. K., Inclusion relations among families of context-free languages. Inform. and Contr., 1967, 10, № 6, 572—597 (РЖМат, 1968. 9В477)
220. Younger D. H., Recognition and parsing of context-free languages in time n^3. Inform. and Contr., 1967, 10, № 2, 189—208 (РЖМат, 1968, 6В516); Русский перевод в кн.: «Проблемы математической логики». М., «Мир», 1970, 344—362.