ДРУЗЬЯ, СЛОВА, ТАБЛИЦЫ

FRIENDS, WORDS, TABLES

Festschrift for the 75th birthday of
Anna Polivanova

Edited by A. Keidan

INTERBOK

Stockholm

2020

ДРУЗЬЯ, СЛОВА, ТАБЛИЦЫ

Сборник статей в честь 75-летия
А. К. Поливановой

Под редакцией А. В. Кейдана

КАБИНЕТНЫЙ УЧЕНЫЙ

Москва – Екатеринбург

2020

Л. А. Блюменфельд / L. Blumenfeld

ВЗАИМОДЕЙСТВИЯ СЕГМЕНТНЫХ ПРЕОБРАЗОВАНИЙ В АБСТРАКТНОЙ ГРАММАТИКЕ

1. ВВЕДЕНИЕ

Фонологический модуль сегментной грамматики обычно описывается как некий переводчик между системами морфологии и фонетики. На входе он получает цепочки, сконструированные морфологическим (или парадигматическим) модулем грамматики, а на выходе дает поверхностные выражения, предназначенные для произношения. Фонологический модуль конкретных языков описывается как набор сегментных преобразований, или *правил*, последовательное действие которых превращает исходную цепочку в поверхностную. Эта цепь преобразований называется фонологическим *выводом*, или *деривацией*:

> Переводу конкретной mph-записи в соответствующую ей ph-запись отвечает *вывод* вида: $A \to K_1 \to K_2 \to \ldots \to K_\mathrm{n} \to B$, где A — входное выражение, B — выходное, а K_i — промежуточные результаты. Переход между двумя непосредственно соседними выражениями осуществляется по одному из правил [Поливанова 2013: 46].

В данной работе рассматриваются формальные свойства фонологических правил, связанные с понятием *прозрачности* фонологических выводов. Это понятие будет ниже определено строго. Для начала ограничимся неформальным описанием.

Пусть мы знаем все правила нашей грамматики. Пусть дана некая цепочка на выходе деривации. Деривация считается *прозрачной*, если все правила, чьи условия выполнены в этой цепочке, были задействованы, и наоборот, не действовало ни одного правила, чьи условия выполнены не были. В противном случает деривация *темная*.

Обратный ход деривации — восстановление исходных цепочек по выходу — обычно в грамматиках напрямую не описывается. Заметим только, без доказательства, что задача индукции грамматики из набора поверхностных выражений тем легче, чем меньше в грамматике темных дериваций.

Например, грамматика, состоящая из одного единственного правила, содержит только прозрачные выводы. Ниже станет ясно, что темные деривации возникают только в том случае, если в грамматие есть *нетривиально взаимодействующие правила* — такие пары правил, для которых результат может зависеть от порядка действия. Основная часть этой работы посвящена изучению таких нетривиальных взаимодействий.

В §2–3 пересказаны классические результаты, полученные в генеративной традиции, в несколько более абстрактном и формальном виде, чем обычно принято. Далее в §4–7 излагаются новые идеи, разработанные автором этой статьи совместно с Э. Баковичем.[1]

Абстрактная грамматика в данной работе выступает не как способ описания конкретных грамматик естественных языков и не как характеристика класса таких грамматик. Она сама является предметом изучения как алгебраический объект.

2. ОБЩИЕ ПОЛОЖЕНИЯ

Переходим к более строгому изложению.

1. Пусть A — алфавит сегментов. Через A^* обозначается множество конечных цепочек над A.
2. Сегментным правилом, или просто правилом, называется функция на множестве A^*.
3. Сегментная грамматика есть композиция правил $G = P_1 \circ P_2 \circ \ldots \circ P_n$.
4. Композиция правил P и Q *нетривиальна* если существует цепочка x, для которой $P \circ Q(x) \neq Q \circ P(x)$.

В конкретных изложениях могут приниматься соглашения о том, какие бывают правила. Обычно такие соглашения явно не оговариваются, но следуют из принятой системы записи правил. В [Поливанова 2013], напри-

[1] См. [Baković, Blumenfeld 2019; 2020].

мер, принята система, описанная на стр. 49–50, §68. В данном изложении используется слегка модифицированная ее версия.[2]

(1) a. Запись вида $\{x\}(y)\{z\} \Rightarrow r$ означает «действуя слева направо, заменить все подцепочки xyz на xrz»; $\{x\}$ и $\{z\}$ могут быть пропущены.

b. Запись $\{x\}(a, b)\{z\} \Rightarrow r$ следует понимать как два независимых правила: $\{x\}(a)\{z\} \Rightarrow r$ и $\{x\}(b)\{z\} \Rightarrow r$.

c. Запись вида $\{x\}(a/b)\{z\} \Rightarrow q/r$ следует понимать как два таких правила: $\{x\}(a)\{z\} \Rightarrow q$ и $\{x\}(b)\{z\} \Rightarrow r$.

Введем еще два вспомогательных символа. Символ # обозначает границу слова. Этот символ можно ввести простым соглашением, что правила действуют не непосредственно на цепочки из A^*, а на цепочки, к которым слева и справа добавляется #.

Символ $\varnothing$ позволяет записывать правила, удаляющие и вводящие символы. Этот символ можно использовать либо между обычными скобками с левой стороны правила, где он означает внедрение, либо с правой стороны правила, где он означает удаление. Таким образом, правило $\{x\}(\varnothing)\{z\} \Rightarrow r$ обозначает внедрение r между x и z, а $\{x\}(y)\{z\} \Rightarrow \varnothing$ — удаление y между x и z.

В данной статье рассматриваются только формальные свойства взаимодействий правил, а не их содержательный аспект.

3. КЛАССИЧЕСКАЯ ТРАКТОВКА

Нас будут интересовать случаи нетривиальной композиции правил. Для простоты изложения мы будем пользоваться не конкретными правилами из настоящих языков, а искусственными примерами, похожими на широко распространенные фонологические правила. Начнем со следующих трех.

(2) a. $(e/o)\{\#\} \Rightarrow i/u$ (подъем гласного)

b. $(i)\{w\} \Rightarrow u$ (огубление)

c. $(k/g)\{i\} \Rightarrow \check{c}/\check{j}$ (палатализация)

[2] Эта система содержательно сходна с принятой в генеративной традиции системой записи правил в формате $a \rightarrow b\,/\,c\_d$.

Рассмотрим пару правил (2a), (2c). Их композиция нетривиальна, поскольку существуют цепочки, для которых результат зависит от порядка действия правил. Например, такова цепочка *ke*.

(3) a. $ke \xrightarrow{(2a)} ki \xrightarrow{(2c)} či$
b. $ke \xrightarrow{(2c)} ke \xrightarrow{(2a)} ki$

То же можно сказать о паре правил (2b), (2c): существуют цепочки, где исход зависит от порядка, например *kiw*.

(4) a. $kiw \xrightarrow{(2b)} kuw \xrightarrow{(2c)} kuw$
b. $kiw \xrightarrow{(2c)} čiw \xrightarrow{(2b)} čuw$

Сравним взаимодействия правил в (3) и (4). Правило подъема гласного $e \rightarrow i$ (2a) создает условия для действия палатализации (2c): оно создает новые цепочки вида *ki*, к которым палатализация применима. Если (2a) действует первым, так и происходит, и эти новые *ki* превращаются в *či*. В противном случае палатализация не успевает затронуть эти новые *ki*. Таким образом, в одном из порядков в (3) на выходе есть цепочки, которые должны были быть устранены одним из правил грамматики, но устранены не были: возникает эффект «мнимого исключения».

Случай (4) иной. Тут правило $i \rightarrow u$ (2b) не создает, а устраняет условия для действия палатализации. Если $i \rightarrow u$ действует первым, так и происходит: исходные *ki* превращаются в *ku* и палатализации более не подлежат. А если палатализация действует в начале вывода, то, напротив, ее результат виден даже тогда, когда другое правило устранило условия палатализации. Таким образом, в одном из порядков в (4) на выходе есть цепочки с эффектом «необоснованного действия».

В классической литературе[3] такие типы отношений между правилами именуются *feeding* (*питание*) и *bleeding* (*блокировка*). Эти два типа отношений — свойства нетривиально взаимодействующих пар правил.

Обозначим порядок действия правил в грамматике через >. Таким образом, имеются четыре случая: отношения питания и блокировки и порядки $P > Q$ и $Q > P$. Именно эти четыре возможных случая и проиллюстрированы в (3) и (4). В англоязычной литературе приняты термины *feeding* и *bleeding* для случаев, где $P > Q$, и *counterfeeding* и *counterbleeding*

[3] Например, [Kiparsky 1968; 1971; 1973; Chafe 1968; Koutsoudas et al. 1974; Baković 2007; 2011].

для обратных случаев, где $Q>P$ (*противопитание* и *противоблокировка*).[4]

(5)

	$P>Q$	$Q>P$
P питает Q	(3a) питание	(3b) противопитание
P блокирует Q	(4a) блокировка	(4b) противоблокировка
	ПРОЗРАЧНЫЕ	ТЕМНЫЕ

Питающий и блокирующий порядки *прозрачны*, поскольку условия действия всех правил выполняются на выходе. Обратные порядки являются *темными*: существуют цепочки на выходе, которые выглядят как исключение из одного из правил в случае противопитания — [ki] в (3b), или цепочки, преобразованные одним из правил, несмотря на отсутствие условий — [čuw] в (4b), — в случае противоблокировки.

Эти два свойства — «мнимое исключение» и «необоснованное действие» — диагностируют, соответственно, противопитающий и противоблокирующий порядки.

4. НЕПОЛНОТА КЛАССИЧЕСКОЙ ТРАКТОВКИ

Рассмотрим правила (Б3а) и (Б4) из [Поливанова 2013: §72]. Правило Б3а вокализует *ь* после *j*, а правило Б4 удаляет этот *j* перед *i*. Последовательное действие видно на примере (6).

(Б3а) $\{j, \underset{^}{i}\}(ь) \Rightarrow i$
(Б4) $(j, \underset{^}{i})\{i\} \Rightarrow \varnothing$

(6) *боуи̯.ьи̯.ь* $\xrightarrow{\text{(Б3а)}}$ *боуи̯иu̯и* $\xrightarrow{\text{(Б4)}}$ *боуии*

Порядок действия этих двух правил нетривиален, ведь первое создает условия для действия второго. В старославянском эти правила приме-

4 Таким образом, возникает досадная двусмысленность терминов *питание* и *блокировка* — они обозначают как абстрактные отношения правил, так и частный случай порядка, где питающее или блокирующее правила действуют первыми. Аналогично двузначны английские термины *feeding* и *bleeding*.

няются в питающем порядке, как видно из (6). Обратный, противопитающий порядок, показанный в (7b), дает характерный эффект «мнимого исключения»: цепочка [jij] является входом к Б4, но это правило не задействовано.

(7) a. *jьj* $\xrightarrow{\text{(Б3а)}}$ *jij* $\xrightarrow{\text{(Б4)}}$ *ij*
b. *jьj* $\xrightarrow{\text{(Б4)}}$ *jьj* $\xrightarrow{\text{(Б3а)}}$ *jij*

Однако и питающий порядок здесь не прозрачный, а темный. Цепочка [ij] показывает «необоснованное действие» правила Б3а, по которому [ь] должен был превратиться в [i] после [j], но этот [j] — необходимое условие Б3а — на выходе не наблюдается. Таким образом, взаимодействие Б3а > Б4 неклассическое: это некое загадочное темное питание, неучтенное в инвентаре отношений (5). Отношение между Б3а и Б4 «обоюдотемное»: в каком порядке правила ни применяй, прозрачного вывода не получится.

Э. Бакович, впервые заметивший этот тип отношений между правилами [Baković 2007], назвал его *саморазрушающим питанием*: первое правило создает условия для второго, но второе разрушает условия первого. В результате тут смешаны свойства питания и блокировки. Ниже мы попытаемся разобраться, каким образом эти свойства тут смешаны.

Назовем этот тип отношений *подпиткой*.[5] Приведем еще два примера.

В турецком действуют следующие два правила: эпентеза *i* между двумя конечными согласными и выпадение *k* между гласными.

(8) a. $\{C\}(\varnothing)\{C\}\# \Rightarrow i$
b. $\{V\}(k)\{V\} \Rightarrow \varnothing$

Действуют они именно в этом порядке, как видно из (9a). Это порядок подпитки: первое правило создает условия для действия второго (*k* между гласными), и второе правило действует, но выход темный, т. к. условия действия первого правила устранены вторым. В (9b) показан обратный порядок, с ожидаемым эффектом мнимого исключения.

(9) a. *bebekn* $\xrightarrow{\text{(8a)}}$ *bebekin* $\xrightarrow{\text{(8b)}}$ *bebein*
b. *bebekn* $\xrightarrow{\text{(8b)}}$ *bebekn* $\xrightarrow{\text{(8a)}}$ *bebekin*

5 В работах с соавторстве с Э. Баковичем мы назвали этот тип отношений *seeding*.

И в заключение этого параграфа приведем совсем простой пример подпитки, сконструированный из вполне обыденных правил.

(10) a. $(k/g)\{i\} \Rightarrow \check{c}/\check{j}$
b. $\{$шипящие$\}(i) \Rightarrow a$

Взаимодействие опять обоюдотемное: или получаем эффект необоснованного действия (11a), или мнимого исключения (11b).

(11) a. $ki \xrightarrow{(10a)} \check{c}i \xrightarrow{(10b)} \check{c}a$
b. $ki \xrightarrow{(10b)} ki \xrightarrow{(10a)} \check{c}i$

5. ОДНОВРЕМЕННОЕ ДЕЙСТВИЕ

Существует ли общая характеристика темных выводов, описывающая все приведенные выше случаи? П. Кипарский предложил общее определение темных и прозрачных выводов, покрывающее как противопитающие, так и противоблокирующие случаи.[6] Введем понятие *одновременного действия* правил P, Q на цепочку x: $P, Q(x)$ — это цепочка, получающаяся одновременным применением правил P и Q. В случае, если действия P и Q несовместимы, $P, Q(x)$ не определена.

Например, одновременное действие правил (2a) и (2c) на цепочку *ke* дает *ki*. Одновременное действие правил (2b) и (2c) на цепочку *kiw* дает *čuw*.

Пусть порядок действия P и Q нетривиален. По определению Кипарского, темными можно считать такие выводы, где результат совпадает с результатом одновременного действия.

(12) Порядок $P > Q$ темный, если существуют цепочки x, где
$P(Q(x)) \neq P, Q(x) = Q(P(x))$.

Как показывают вышеприведенные примеры, по этому определению противопитающий и противоблокирующий порядки являются темными. Однако с подпиткой это определение не может работать в принципе: оно асимметрично относительно порядка P и Q, и следовательно обоюдотемные отношения ему не под силу. Действительно, рассмотрим цепочку *ki* и правила P=(10a) и Q=(10b). На цепочке *ki* одновременное дей-

6 См. [Joshi, Kiparsky 2005], где данные вопросы обсуждаются в контексте грамматики Панини.

ствие дает *či*, как и применение $i \to$ а перед палатализацией. Обратный порядок дает *ča*.

(13) $P(Q(ki)) \quad = P, Q(ki) \neq \quad Q(P(ki))$
$\qquad č i \qquad = \quad či \quad \neq \quad ča$

Следовательно, по определению одновременного действия темным является только порядок $P > Q$, но не обратный порядок. Очевидно, что одновременное действие не учитывает информацию, появившуюся в результате действия одного из правил. Именно поэтому результат одновременного действия совпадает с темными порядками в случае противопитания и противоблокировки: там первое правило не успевает учесть результат действия второго. Однако критерий одновременного действия имеет смысл только в тех случаях, когда это второе правило само по себе применимо к исходной цепочке, а в случае подпитки это не так, ведь первое правило еще и создает условия действия второго.

6. ФОРМАЛЬНЫЕ СВОЙСТВА ПИТАНИЯ И БЛОКИРОВКИ

6.1. Что правило P делает с элементами $I(Q)$?

Чтобы разобраться в отношениях правил и типологии этих отношений, придется привести интуитивное понимание питания и блокировки в более четкий вид.

Пусть имеются два правила, P и Q. Для простоты предположим, что в каждой цепочке эти правила применимы только один раз.[7] Обозначим через $I(P)$ область нетривиального действия правила, т. е. множество цепочек, им преобразуемых ($I(P) = \{x : P(x) \neq x\}$). Соответственно обозначим через $O(P)$ область нетривиального выхода правил, т. е. образ $I(P)$; (тут I = input, O = output).

Формализуем описание питания и блокировки, данное выше: определим питание как тот случай, когда P создает новые элементы $I(Q)$, а блокировку как случай, когда P удаляет элементы $I(Q)$.

(14) а. P и Q находятся в отношении питания, если
$\exists x : x \in I(P),\ x \notin I(Q),\ P(x) \in I(Q)$.

---

[7] Это упрощение позволяет избегнуть технических трудностей, но содержательно не меняет основных результатов.

b. P и Q находятся в отношении блокировки, если
$\exists x : x \in I(P),\ x \in I(Q),\ P(x) \notin I(Q)$.

Вернемся к первым примерам.

(15) a. $(e/o)\{\#\} \Rightarrow i/u$
b. $(i)\{w\} \Rightarrow u$
c. $(k/g)\{i\} \Rightarrow \check{c}/\check{j}$

Правила (15a) и (15c) находятся в отношении питания: существует цепочка *ke*, удовлетворяющая условиям (14a). Для блокировки (правила (15b) и (15c)) условиям определения (14b) удовлетворяет цепочка *kiw*.

Наконец, случай подпитки с точки зрения определений (14) эквивалентен питанию. Рассмотрим пример (11). Пусть правило P — палатализация, правило Q — $i \rightarrow a$. Существует цепочка $ki \in I(P)$, $ki \notin I(Q)$, $P(ki) = \check{c}i \in I(Q)$.

Таким образом, наша первая попытка различить три типа отношений — питание, блокировка, подпитка — пока что недостаточна.

6.2. Что правило P делает с элементами $O(Q)$?

В определениях (14) питание и блокировка определяются через *вход* второго правила: правило P или создает, или устраняет элементы множества $I(Q)$. Однако правило P может создавать или устранять элементы не только области действия, но и области значения правила Q. Попробуем разобраться, что правило P делает с элементами множества $O(Q)$ в случаях питания и блокировки. Именно это свойство отношений правил позволит нам вычленить подпитку из питания и понять, каким именно образом в подпитке смешаны свойства питания и блокировки.

Возьмем все тот же пример питания, правила (15a) и (15c). Заметим, что существуют цепочки x со следующим свойством.

(16) $\exists x : x \in I(P),\ x \notin O(Q),\ P(x) \in O(Q)$

Такова, например, цепочка *če*. К ней применимо правило P(*če*→*či*). Это действие правила P создает новый элемент множества $O(Q)$: ведь *či* может быть результатом палатализации по правилу (15c), а *če* — нет. Таким образом, в случае питания правило P создает не только элементы множества $I(Q)$, но и множества $O(Q)$.

Теперь рассмотрим наш пример блокировки, правила (15b) и (15c). Заметим, что существуют цепочки *x* со следующим свойством.

(17) $\exists x : x \in I(P),\ x \in O(Q),\ P(x) \notin O(Q)$

Такова, например, цепочка *čiw*. К ней применимо правило *P*(*čiw*→*čuw*). Это действие правила *P* удаляет элемент множества $O(Q)$: ведь *čiw* может быть результатом палатализации по правилу (15c), а *čuw* — нет. Таким образом, в случае блокировки правило *P* устраняет не только элементы множества $I(Q)$, но и множества $O(Q)$.

Всего имеется четыре возможных атомарных свойства отношений *P* и *Q*.

(18) $P \begin{Bmatrix} \text{создает} \\ \text{удаляет} \end{Bmatrix}$ элементы $\begin{Bmatrix} I(Q) \\ O(Q) \end{Bmatrix}$

Обозначим эти четыре атома сокращенно: $+i$, $+o$, $-i$, $-o$ (тут i = input, o = output). В конкретных наблюдаемых примерах питания и блокировки задействованы пары таких атомов. Питание состоит из $\{P{+}iQ,\ P{+}oQ\}$, а блокировка из $\{P{-}iQ,\ P{-}oQ\}$.

Теперь изучим подпитку, все на том же искусственном примере.

(19) a. (*k*/*g*){*i*} ⇒ *č*/*ǰ*
b. {шипящие}(*i*) ⇒ *a*

Атом $P{+}iQ$ мы уже обнаружили. Имеется ли тут атом $P{+}oQ$, как в случае питания? Может ли *P* (палатализация) создать новые члены множества $O(Q)$? Очевидно, нет. Это множество состоит из цепочек вида шипящий+*a*. На выходе правила *P* таких цепочек нет.

Но все же $P{+}iQ$ — не единственный атом в этой паре правил. Рассмотрим цепочку *či*. К ней применимо правило *Q*(*či*→*ča*). Это действие правила *Q* удаляет элемент множества $O(P)$: ведь *či* может быть результатом палатализации по правилу (19a), а *ča* — нет. Таким образом, в случае подпитки правило *P* создает элементы множества $I(Q)$, а правило *Q* удаляет элементы множества $O(P)$. Подпитка состоит из $\{P{+}iQ,\ Q{-}oP\}$.

(20)

Отношения \ Атомы	$+i$	$+o$	$-i$	$-o$
P питает *Q*	$P{+}iQ$	$P{+}oQ$		
P блокирует *Q*			$P{-}iQ$	$P{-}oQ$
P подпитывает *Q*	$P{+}iQ$			$Q{-}oP$

Из этой таблицы легко видеть, что в подпитке по одному из атомов от питания и блокировки. Именно поэтому подпитка похожа и на питание, и на блокировку.

Напомним диагностирующие свойства нетривиальных порядков: мнимое исключение (питание, подпитка) и необоснованное действие (блокировка, подпитка). Эти свойства — проявление индивидуальных атомов. Пусть $P{+}iQ$. Тогда, если в конкретной грамматике Q действует первым, P создает элементы $I(Q)$, которые Q не успеет преобразовать, — и получаются мнимые исключения. А если $P{-}oQ$, и Q действует первым, то некоторые цепочки, которые выглядят как результат действия Q, больше так не выглядят после действия P — и получается эффект необоснованного действия.

Эти свойства и являются формальными характеристиками темных фонологических выводов.

7. ЗАКЛЮЧЕНИЕ

Три типа взаимодействий можно представить графически. Обозначим действие P горизонтальными стрелками, а действие Q вертикальными. Тогда минимальные конфигурации наших взаимодействий можно представить так, как показано на Рис. 1–3.

$$\begin{tikzcd}
\text{ki} \arrow[r, "P"] & \text{či} \arrow[d, "Q"] \\
 & \text{ča}
\end{tikzcd}$$

Рис. 1: Подпитка

$$\begin{tikzcd}
\text{ke} \arrow[r, "P"] & \text{ki} \arrow[d, "Q"] \\
\text{če} \arrow[r, "P"] & \text{či}
\end{tikzcd}$$

Рис. 2: Питание

$$\begin{tikzcd}
\text{kiw} \arrow[r, "P"] \arrow[d, "Q"] & \text{kuw} \\
\text{čiw} \arrow[r, "P"] & \text{čuw}
\end{tikzcd}$$

Рис. 3: Блокировка

Существуют и другие типы взаимодействий, кроме этих трех. Их изучение выходит за рамки данной работы. Без доказательства приведем общую теорему о взаимодействиях.[8]

(21) **Теорема о взаимодействиях правил**

Разобьем атомарные взаимодействия правил P, Q на два класса:

Левосторонние атомы: $\langle P{+}iQ|$, $\langle Q{+}oP|$, $\langle P{-}oQ|$, $\langle Q{-}iP|$

Правосторонние атомы: $|Q{-}oP\rangle$, $|P{+}oQ\rangle$, $|Q{+}iP\rangle$, $|P{-}iQ\rangle$

8 Подробности и доказательство в [Baković, Blumenfeld, in prep.].

Для любых правил P, Q, действующих на любом конечном подмножестве A^*, число правосторонних и левосторонних атомов равно.

Заметим, что питание $\langle P{+}iQ|P{+}oQ\rangle$, блокировка $\langle P{-}iQ|P{-}oQ\rangle$ и подпитка $\langle P{+}iQ|Q{-}oP\rangle$ удовлетворяют условиям теоремы. Существуют также и другие случаи, представляющие интерес при описании конкретных явлений в естественных языках. Оставим их в качестве упражнения для читателя.

ЛИТЕРАТУРА

Поливанова А. К. Старославянский язык. Грамматика. Словари. — М. : Университет Дмитрия Пожарского, 2013.

Baković E. A revised typology of opaque generalizations // Phonology. — 2007. — Vol. 24. — P. 217–259.

Baković E. Opacity and ordering // The handbook of phonological theory / Ed. by J. A. Goldsmith, J. Riggle, A. C. L. Yu. — 2nd. ed. — Malden, Mass. : Wiley Blackwell, 2011. — P. 40–67.

Baković E., Blumenfeld L. Rule interaction conversion operations // Loquens. — 2019. — Vol. 6, № 2. — P. 1–13.

Baković E., Blumenfeld L. A typology of map interactions. — Ms., in prep.

Chafe W. The ordering of phonological rules // International Journal of American Linguistics. — 1968. — Vol. 34. — P. 115–136.

Joshi S., Kiparsky P. The extended *siddha* principle // Annals of the Bhandarkar Oriental Research Institute. — 2005. — P. 1–26.

Kiparsky P. Linguistic universals and linguistic change // Universals in linguistic theory / Ed. by E. Bach, R. Harms. — New York : Holt ; Rinehart ; Winston, 1968. — P. 170–202.

Kiparsky P. Historical linguistics // A Survey of Linguistic Science / Ed. by W. O. Dingwall. — College Park : University of Maryland Linguistics Program, 1971. — P. 576–642. — Reprinted in: Explanation in Phonology. — Dordrecht : Foris, 1982. — P. 57–80.

Kiparsky P. Abstractness, opacity, and global rules // Three dimensions of linguistic theory / Ed. by O. Fujimura. — Tokyo : TEC, 1973. — P. 57–86.

Koutsoudas A., Sanders G., Noll C. The application of phonological rules // Language. — 1974. — Vol. 50, № 1. — P. 1–28.