М Е Т О Д Ы А Н А Л И З А Д А Н Н Ы Х
(Вычислительные системы)

1985 год Выпуск III

УДК 51:16

ОБ ОДНОМ МЕТОДЕ ИНДУКЦИИ НАД СТАНДАРТНЫМИ ЭМПИРИЧЕСКИМИ ТЕОРИЯМИ

А.С.Нудельман

В данной работе продолжается исследование проблемы индукции в том методологическом ключе, который сформулирован в [1,2]. В работах [1,2] введены понятие (произвольной) эмпирической теории и понятие метода индукции (над эмпирическими теориями), сформулированы методологически обоснованные требования, которым должны удовлетворять методы индукции, и показано, что всякий метод индукции, удовлетворяющий этим требованиям, является "в определенном смысле "плохим" заменителем человеческой творческой деятельности по созданию новых теорий" [2,с.40]. В настоящей работе уточняется и развивается изложенная в [3] идея, причем только в том аспекте, который связан с отношением "часть-целое" на совокупности порций эмпирической информации. Здесь вводится понятие стандартной (эмпирической) теории и показывается, что над стандартными теориями существует методологически обоснованный (в рамках стандартных теорий) метод индукции, более приемлемый с прагматической точки зрения, чем те, которые найдены в [1,2][ж)].

1. Будем обозначать через $\mathbf{E}$ совокупность всех конечных (непустых) множеств эмпирических объектов во всех возможных (эмпирических) мирах. Пусть α – фиксированный счетный алфавит символов.

Через I^A, $A \in \mathbf{E}$, будем обозначать взаимно-однозначное отображение множества A в α. Отображение I^A будем называть именующим (множество A) отображением, а символ $I^A(a)$, $a \in A$, – именем объекта a (при данном I^A). Через $I^A \upharpoonright A'$, $A' \subseteq A$, будем обозначать ограничение отображения I^A на множестве A'. Ясно, что если A' непусто, то $I^A \upharpoonright A'$ будет отображением, именующим множество A'.Че-

ж) В данной работе во всех случаях, когда это возможно, использованы определения из [2].

рез $\operatorname{ran} I$ будем обозначать область значений отображения I. Мощность всякого множества x будем обозначать через $\bar{\bar{x}}$.

Пусть $v = \langle P_1, \ldots, P_k \rangle$ – конечная предикатная сигнатура (словарь), причем символы $P_1, \ldots, P_k$ (попарно различные) не принадлежат алфавиту α. Будем обозначать через M^v класс всех конечных моделей сигнатуры v, носители которых – множества из E. Модель $m \in M^v$ будем называть наблюдением. Если наблюдение m есть $\langle A, \tilde{P}_1, \ldots, \tilde{P}_k \rangle$, то носитель (модели m) A будет конечным (непустым) множеством наблюдаемых объектов, а $\tilde{P}_1 \ldots, \tilde{P}_k$ – отношениями на A. Носитель модели m будем обозначать через $|m|$.

Если $m \in M^v$, то через $d^v(m, I^{|m|})$ будем обозначать диаграмму модели m, в которой каждый объект $a \in |m|$ поименован символом $I^{|m|}(a)$. Всякую диаграмму $d^v(m, I^{|m|})$, $m \in M^v$, будем называть протоколом (в словаре v) и обозначать через pr^v. Если необходимо подчеркнуть равенство $pr = d^v(m, I^{|m|})$, то протокол pr^v будем называть протоколом (в словаре v) наблюдения m при данном именующем отображении $I^{|m|}$ и писать $pr^v(m, I^{|m|})$. Если нет необходимости указывать именующее отображение, то протокол $pr^v(m, I^{|m|})$ будем обозначать через $pr^v(m)$ и называть протоколом наблюдения m.

Базисом $B(pr^v)$ протокола pr^v будем называть множество всех индивидных констант (символов из α), участвующих в записи этого протокола. Мощность множества $B(pr^v)$ будем называть мощностью протокола pr^v и обозначать через $\bar{\bar{B}}(pr^v)$. Будем говорить, что протоколы pr_1^v и pr_2^v изоморфны (писать $pr_1^v \simeq pr_2^v$), если и только если они могут быть сделаны равными взаимно-однозначной переименовкой базиса одного из них. Протокол pr_1^v в словаре v будем называть ограничением протокола pr^v (в словаре v) на множестве $B_1 \subseteq B(pr^v)$ (писать $pr_1^v = pr^v \upharpoonright B_1$), если и только если $B_1 = B(pr_1^v)$ и протокол pr_1^v может быть получен из pr^v удалением всех элементов, содержащих символы из дополнения $B(pr^v) \setminus B_1$. Ясно, что если $pr_1^v = pr^v \upharpoonright B_1$, то $pr_1^v \subseteq pr^v$.

2. Будем обозначать через obs^v инструкцию (в словаре v) о том, чем и как проводить наблюдения эмпирических объектов, при этом предполагается следующее:

а) о всяком наблюдении, как бы оно ни было проведено, можно сказать, получено ли оно в соответствии с инструкцией obs^v или в нарушение ее;

б) для произвольного $A \in E$ результатом наблюдения (этого A), полученного в соответствии с инструкцией obs^v, является либо модель $m \in M^v$, где $|m| = A$ (символически $obs^v(A) = m$), если obs^v применима для наблюдения эмпирических объектов из A, либо $\emptyset$ (символически $obs^v(A) = \emptyset$), если obs^v неприменима для наблюдения множества A;

в) для произвольного $A \in E$ такого, что $obs^v(A) \neq \emptyset$, и произвольного отображения I^A, именующего это A, записью (результата) наблюдения (множества A), полученного в соответствии с инструкцией obs^v, является протокол $pr^v(obs^v(A), I^A)$.

Будем говорить, что инструкция obs^v в словаре v и инструкция obs^w в словаре w эмпирически эквивалентны (писать $obs^v \approx obs^w$), если и только если

а) для любого $A \in E$ $obs^v(A) = \emptyset \leftrightarrow obs^w(A) = \emptyset$;

б) для любых $A_1, A_2 \in E$ и любых именующих отображений I^{A_1} и I^{A_2}, если инструкции obs^v, obs^w применимы для наблюдения множеств A_1 и A_2, то равенство $pr^v(obs^v(A_1), I^{A_1}) = pr^v(obs^v(A_2), I^{A_2})$ выполняется тогда и только тогда, когда выполняется равенство $pr^w(obs^w(A_1), I^{A_1}) = pr^w(obs^w(A_2), I^{A_2})$.

Ясно, что отношение эмпирической эквивалентности (на совокупности всех инструкций) рефлексивно, симметрично и транзитивно. Ясно также, что существуют как (эмпирически) эквивалентные, так и не эквивалентные инструкции: если, например, в соответствии с инструкциями $obs_1^{v_1}$ и $obs_2^{v_2}$ проводится измерение масс наблюдаемых объектов (хотя, возможно, в $obs_1^{v_1}$ и $obs_2^{v_2}$ используются различные методы (и единицы) измерения массы), а в соответствии с инструкцией $obs_3^{v_3}$ проводится измерение размеров наблюдаемых объектов, то $obs_1^{v_1} \approx obs_2^{v_2}$, $obs_1^{v_1} \not\approx obs_3^{v_3}$, $obs_2^{v_2} \not\approx obs_3^{v_3}$.

3. Будем говорить, что в инструкциях obs^v и obs^w используются (эмпирически) одинаковые средства наблюдения (писать

$Sobs^v \overset{e}{=} Sobs^w$), если и только если $obs^v \approx obs^w$. Во всякой инструкции obs^v используемое в ней средство наблюдения $Sobs^v$ представляет собой неотградуированный "прибор", который может непосредственно взаимодействовать с теми эмпирическими объектами, для наблюдения которых инструкция obs^v применима. Для всякой инструкции obs^v и всякого множества $A \in E$ такого, что $obs^v(A) \neq \emptyset$, результат взаимодействия средства $Sobs^v$ с объектами из A будем называть (эмпирическим) событием и обозначать через $S\,obs^v(A)$. Ясно, что всякое событие $Sobs^v(A)$ наблюдается в виде модели $obs^v(A)$ (здесь уже учитывается, что "прибор" $S\,obs^v$ отградуирован) и описывается некоторым протоколом $pr^v(obs^v(A))$ в словаре v.

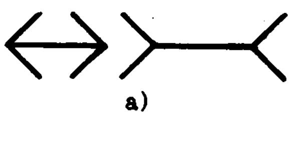
Средство наблюдения $S\,obs^v$ будем называть контекстно-свободным тогда и только тогда, когда для всяких $A_1, A_2 \in E$ таких, что $obs^v(A_1) \neq \emptyset$ и $obs^v(A_2) \neq \emptyset$, если $A_1 \subseteq A_2$, то событие $S\,obs^v(A_1)$ является частью события $S\,obs^v(A_2)$. Отметим, что контекстно-свободным будет всякое средство наблюдения, если оно представляет собой физический измерительных прибор или оно эмпирически совпадает ($\overset{e}{=}$) с некоторым физическим измерительным прибором (здесь имеются в виду приборы, предназначенные для измерения физических характеристик объектов микромира).

4. Инструкцию obs^v будем называть стандартной тогда и только тогда, когда для всякого $A \in E$ такого, что $obs^v(A) \neq \emptyset$, всякого отображения I^A, именующего это A, и всякого $A' \in E$ такого, что $A' \subseteq A$, выполняется следующее: если наблюдение множества A в соответствии с инструкцией obs^v состоялось и записью этого наблюдения является протокол $pr^v(obs^v(A), I^A)$, то состоялось наблюдение в соответствии с obs^v множества A' и записью такого наблюдения является протокол $pr^v(obs^v(A'), I^A \restriction A')$, который совпадает с $pr^v(obs^v(A), I^A) \restriction ran\,(I^A \restriction A')$. Покажем, что существуют как стандартные, так и нестандартные инструкции. При этом будем предполагать, что во всякой инструкции obs^v словарь v является контекстно-свободным в следующем смысле: для любых протоколов pr_1^v и pr_2^v в словаре v и любого выражения "$P(\beta_1, \ldots, \beta_n)$", входящего как в pr_1^v, так и в pr_2^v, если символ β_i, $i = 1, \ldots, n$, в протоколах pr_1^v и pr_2^v именует один и тот же объект, то эмпирический смысл записи "$P(\beta_1, \ldots, \beta_n)$" в протоколе pr_1^v совпадает с эмпирическим смыслом этой же записи в протоколе pr_2^v. Ясно, что такое

ограничение отражает обычное словоупотребление в языках реальных эмпирических теорий.

Пусть W – измерительный прибор (типа весов) для регистрации наличия/отсутствия у эмпирических объектов свойства $\tilde{P}$ такого, что объект a обладает свойством $\tilde{P}$ тогда и только тогда, когда масса объекта a равна I г. И пусть словарь v есть $\langle P \rangle$, где P – одноместный предикатный символ, именующий свойство $\tilde{P}$. Пусть в соответствии с инструкцией obs_W^v в словаре v всякое множество $A \in E$ наблюдается следующим образом: фиксируется отображение I^A, именующее множество A; затем элементы множества A поочередно измеряются прибором W, и после каждого измерения (допустим, измерен объект a), запись его результата (в виде $P(I^A(a))$ или $\bar{P}(I^A(a))$) заносится в протокол наблюдения. Здесь предполагается, конечно, что если A содержит объект, измерение которого прибором W технически невозможно, то $obs_W^v(A) = \emptyset$. Инструкция obs_W^v – пример стандартной инструкции. Заметим, что средство наблюдения S obs_W^v контекстно-свободно. По-видимому, имеет место общее обстоятельство: если используемое (естественным образом) в инструкции средство наблюдения контекстно-свободно, то эта инструкция стандартна.

Примером нестандартной инструкции является инструкция, описанная в [3, с.4I]. Здесь нестандартность обуславливается нетрадиционностью использования контекстно-свободного средства наблюдения (весов). Примерами естественных нестандартных инструкций могут служить инструкции, основанные на использовании в качестве измерительного "прибора" зрительного анализатора человека. Следующий пример принадлежит К.Ф.Самохвалову. Пусть множество A_0 эмпирических объектов есть множество (из I0) прямолинейных отрезков, представленных на рис.I,а. И пусть в соответствии с инструкцией obs_0 проводится оценка "на глаз" равенства/неравенства длин (прямолинейных) отрезков из A_0. Тогда в протоколе $pr(obs_0(A_0))$, описывающем результат наблюдения множества A_0 в соответствии с obs_0 , будет отмечено, что длины левого (a_1) и правого (a_2) горизонтальных отрезков различны [4, с.44]. Однако в протоколе $pr(obs_0(\{a_1, a_2\}))$, описывающем результат наблюдения множества $\{a_1, a_2\}$ (представленного на рис.I,б, который по-



а)

б)

Рис. I

лучен из рис.I,а удалением всех наклонных отрезков), будет отмечено равенство длин отрезков a_1 и a_2. Сопоставление протоколов $pr(obs_0(A_0))$ и $pr(obs_0(\{a_1,a_2\}))$ с учетом того, что $\{a_1,a_2\}\subset A_0$, показывает, что средство наблюдения S obs_0 не является контекст-но-свободным. По-видимому, имеет место общее обстоятельство: если используемое в инструкции средство наблюдения не контекстно-свободно, то эта инструкция нестандартна.[ж)]

5. Произвольный алгоритм T^V будем называть тестовым алгоритмом (в словаре v), если и только если

а) T^V определен на всяком протоколе pr^V в словаре v и принимает только два значения (0 или I):

$$\forall pr^V(T^V(pr^V) = 0 \vee T^V(pr^V) = 1);$$

б) на изоморфных протоколах T^V принимает равные значения:

$$\forall pr^V_1, pr^V_2(pr^V_1 \simeq pr^V_2 \to T^V(pr^V_1) = T^V(pr^V_2));$$

в) T^V хоть на одном протоколе принимает значение I:

$$\exists pr^V(T^V(pr^V) = 1).$$

Класс всех тестовых алгоритмов будем обозначать через τ.

Тестовый алгоритм T^V будем называть стандартным, если и только если для любого протокола pr^V такого, что $T^V(pr^V) = 1$, и любого непустого подмножества B' базиса $B(pr^V)$ имеет место $T^V(pr^V\restriction B') = 1$.

ж) Нестандартность инструкции obs_0 обуславливается существованием зрительных иллюзий. Поскольку существуют также слуховые, тактильные и прочие иллюзии, то нестандартными могут быть и инструкции, в которых в качестве средства наблюдения используются слуховые, тактильные и прочие анализаторы человека.

Мыслительную способность человека можно рассматривать как своего рода "интеллектуальный анализатор", который непосредственно "воспринимает" понятия (абстракции) и отношения между ними. Обычно такой "анализатор" является средством наблюдения (соответствующей инструкции) в тех случаях, когда для поиска решения задачи или для оценки (качества, полезности) того или иного решения (задачи) привлекается эксперт. Ясно, что "интеллектуальный анализатор" не является контекстно-свободным средством наблюдения (ему присущи "иллюзии"), поскольку всякое конкретное мнение эксперта зависит от совокупности тех обстоятельств, которые этим экспертом учитываются ("воспринимаются"). Отсюда следует, что инструкции, в которых выясняется мнение эксперта, могут быть нестандартными (такие инструкции часто используются, например, в социологии, экономике, медицине и др. областях).

6. Всякую эмпирическую теорию h будем отождествлять с подходящей тройкой $\langle v, obs^v, T^v \rangle$, где

а) v - конечная предикатная сигнатура, называемая сигнатурой (словарем) теории h;

б) obs^v - инструкция в словаре v (о том, чем и как проводить наблюдения эмпирических объектов);

в) T^v - тестовый алгоритм в словаре v.

Эмпирический смысл теории $h = \langle v, obs^v, T^v \rangle$ вполне определяется следующим соглашением: если инструкция obs^v применима для наблюдения множества $A \in \mathbb{E}$, то считается, что результат наблюдения множества A, проведенного в соответствии с инструкцией obs^v, согласуется с теорией h, если $T^v(pr^v(obs^v(A))) = 1$, и считается, что результат такого наблюдения опровергает теорию h, если $T^v(pr^v(obs^v(A))) = 0$.

Об эмпирических теориях $h_1 = \langle v, obs^v, T^v \rangle$ и $h_2 = \langle w, obs^w, T^w \rangle$ будем говорить, что они эмпирически эквивалентны (писать $h_1 \sim h_2$), если и только если $obs^v \approx obs^w$ и для всякого $A \in \mathbb{E}$ такого, что $obs^v(A) \neq \emptyset$, имеет место $T^v(pr^v(obs^v(A))) = T^w(pr^w(obs^w(A)))$.

Эмпирическую теорию $h = \langle v, obs^v, T^v \rangle$ будем называть стандартной, если и только если obs^v - стандартная инструкция и T^v - стандартный тестовый алгоритм.

7. Пару $\langle T^v, pr^v \rangle$ будем называть допустимой, если и только если T^v - тестовый алгоритм в словаре v, pr^v - протокол в словаре v и $T^v(pr^v) = 1$. Класс всех допустимых пар будем обозначать через $\mathbb{K}$.

Тройку $\langle h, pr, A \rangle$ будем называть согласованной, если и только если h - эмпирическая теория $\langle v, obs^v, T^v \rangle$, $A \in \mathbb{E}$, $obs^v(A) \neq \emptyset$, pr - протокол в словаре v такой, что $pr = pr^v(obs^v(A))$, и $T^v(pr) = 1$.

Функцию f, однозначно ставящую в соответствие каждой согласованной тройке $\langle h_0, pr_0, A_0 \rangle$ некоторую эмпирическую теорию h_1, будем называть методом индукции, если предполагается использовать эту f следующим образом: если $h_1 = f(h_0, pr_0, A_0)$, то теория h_1 принимается (исследователем) всякий раз, когда принимается исходная теория h_0 и когда имеется налицо протокол pr_0, содержащий эмпирическую информацию об объектах из A_0.

Метод индукции f будет называть S-регулярным (регулярным над стандартными эмпирическими теориями), если и только если f удовлетворяет сформулированным ниже требованиям $S1$ - $S4$.

S1. Требование S-универсальности.

Для произвольной согласованной тройки $\langle h_0, pr_0^v, A_0 \rangle$ и произвольной эмпирической теории h_1, если $h_0 = \langle v, obs^v, T_0^v \rangle$, h_0 - стандартная теория и $h_1 = f(h_0, pr_0^v, A_0)$, то h_1 - стандартная теория и $h_1 = \langle v, obs^v, ind_f(T_0^v, pr_0^v) \rangle$, где ind_f - некоторое отображение из π в τ.

S2. Требование S-преемственности.

Для произвольной согласованной тройки $\langle h_0, pr_0^v, A_0 \rangle$ и произвольной эмпирической теории h_1, если $h_0 = \langle v, obs^v, T_0^v \rangle$, h_0 - стандартная теория, $h_1 = f(h_0, pr_0^v, A_0)$ и $h_1 = \langle v, obs^v, T_1^v \rangle$, то а) $T_1^v(pr_0^v) = 1$ и б) для всякого протокола pr^v в словаре v, если $T_0^v(pr^v) = 0$, то $T_1^v(pr^v) = 0$.

S3. Требование S-нетривиальности.

Существуют согласованная тройка $\langle h_0, pr_0^v, A_0 \rangle$ и эмпирическая теория h_1 такие, что $h_0 = \langle v, obs^v, T_0^v \rangle$, h_0 - стандартная теория, $h_1 = f(h_0, pr_0^v, A_0)$, $h_1 = \langle v, obs^v, T_1^v \rangle$ и для некоторого протокола pr^v в словаре v выполняется $T_0^v(pr^v) = 1$ и $T_1^v(pr^v) = 0$.

S4. Требование S-инвариантности.

Для произвольных согласованных троек $\langle h_0', pr_0', A_0 \rangle$, $\langle h_0'', pr_0'', A_0 \rangle$ и произвольных эмпирических теорий h_1', h_1'', если h_0' и h_0'' - стандартные теории, $h_1' = f(h_0', pr_0', A_0)$, $h_1'' = f(h_0'', pr_0'', A_0)$ и $h_0' \sim h_0''$, то $h_1' \sim h_1''$.

Понятие S-регулярного метода индукции аналогично понятию регулярного (над произвольными эмпирическими теориями) метода индукции из [2,с.31-38] (где изложено достаточно убедительное обоснование эпистемологической полезности такого рода понятия). Регулярный (по [2]) метод индукции есть метод индукции, удовлетворяющий требованиям, которые получаются из S1 - S4 исключением ограничений "h_0 - стандартная теория", "h_1 - стандартная теория" и "h_0' и h_0'' - стандартные теории".

8. Определим метод индукции f_s следующим образом: для всякой согласованной тройки $\langle h_0, pr_0^v, A_0 \rangle$, если $h_0 = \langle v, obs^v, T_0^v \rangle$, то

$$f_s(h_0, pr_0^v, A_0) = \langle v, obs^v, ind_{f_s}(T_0^v, pr_0^v) \rangle,$$

где для тестового алгоритма $ind_{f_s}(T_0^v, pr_0^v)$ и любого протокола pr^v

в словаре v имеет место соотношение

$$\mathrm{ind}_{f_s}(T_0^v, pr_0^v)(pr^v) = \begin{cases} 1, & \text{если } T_0^v(pr^v) = 1,\ \bar{\bar{B}}(pr^v) < \bar{\bar{B}}(pr_0^v) \text{ и существует } D \subseteq B(pr_0^v) \text{ такое, что } pr^v \simeq pr_0^v{\upharpoonright}D; \\ 1, & \text{если } T_0^v(pr^v) = 1,\ \bar{\bar{B}}(pr^v) \geq \bar{\bar{B}}(pr_0^v) \text{ и для всякого } D \subseteq B(pr^v) \text{ выполняется } \bar{\bar{D}} = \bar{\bar{B}}(pr_0^v) \to pr^v{\upharpoonright}D \simeq pr_0^v; \\ 0 & \text{– во всех остальных случаях.} \end{cases}$$

Заметим, что метод f_s сильнее метода F_2 [3, с.41] в том смысле, что для всякой согласованной тройки $\langle h_0, pr_0^v, A_0\rangle$ множество протоколов, запрещаемых теорией $F_2(h_0, pr_0^v, A_0)$, будет частью ($\subseteq$) множества протоколов, запрещаемых теорией $f_s(h_0, pr_0^v, A_0)$.

УТВЕРЖДЕНИЕ I. Метод индукции f_s S-регулярен.

ДОКАЗАТЕЛЬСТВО. Покажем, что метод f_s удовлетворяет требованиям S1 – S4.

S1. Пусть $\langle h_0, pr_0^v, A_0\rangle$ – согласованная тройка, где $h_0 = \langle v, obs^v, T_0^v\rangle$ – стандартная теория. Пусть теория $h_1 = f_s(h_0, pr_0^v, A_0)$. Из определения метода f_s следует, что $h_1 = \langle v, obs^v, T_1^v\rangle$, где $T_1^v = \mathrm{ind}_{f_s}(T_0^v, pr_0^v)$. Поскольку инструкция obs^v стандартна, достаточно показать, что тестовый алгоритм T_1^v стандартен.

Пусть pr^v – протокол в словаре v, для которого $T_1^v(pr^v) = 1$, и C – непустое подмножество базиса $B(pr^v)$. Покажем, что $T_1^v(pr^v{\upharpoonright}C) = 1$. Прежде всего отметим, что $T_0^v(pr^v{\upharpoonright}C) = 1$ (используя определение ind_{f_s}, выводим $T_0^v(pr^v) = 1$; затем учитываем стандартность тестового алгоритма T_0^v). Возможны два случая.

Случай I. $\bar{\bar{B}}(pr^v) < \bar{\bar{B}}(pr_0^v)$. Пусть множество $D \subseteq B(pr_0^v)$ таково, что $pr^v \simeq pr_0^v{\upharpoonright}D$ (существование такого множества следует из определения ind_{f_s}). Ясно, что $pr^v{\upharpoonright}C \simeq (pr_0^v{\upharpoonright}D){\upharpoonright}C'$ для некоторого $C' \subseteq B(pr_0^v{\upharpoonright}D)$. Используя равенство $T_0^v(pr^v{\upharpoonright}C) = 1$, соотношение $\bar{\bar{B}}(pr^v{\upharpoonright}C) < \bar{\bar{B}}(pr_0^v)$,изоморфизм $pr^v{\upharpoonright}C \simeq pr_0^v{\upharpoonright}C'$ (следует из

$(pr_0^V \upharpoonright D)\upharpoonright C' = pr_0^V \upharpoonright C')$ и определение ind_{f_s}, получаем $T_1^V(pr^V \upharpoonright C)=1$.

Случай 2. $\bar{\bar{B}}(pr^V) \geq \bar{\bar{B}}(pr_0^V)$. Из определения ind_{f_s} следует, что для всякого $D \subseteq B(pr^V)$ выполняется $\bar{\bar{D}} = \bar{\bar{B}}(pr_0^V) \to pr^V \upharpoonright D \simeq \simeq pr_0^V$. Значит, для всякого $D' \subseteq B(pr^V \upharpoonright C)$ выполняется $\bar{\bar{D'}} = \bar{\bar{B}}(pr_0^V) \to \to (pr^V \upharpoonright C)\upharpoonright D' \simeq pr_0^V$. Если $\bar{\bar{B}}(pr^V \upharpoonright C) \geq \bar{\bar{B}}(pr_0^V)$, то на основании определения ind_{f_s} будем иметь $T_1^V(pr^V \upharpoonright C) = 1$. Допустим, что $\bar{\bar{B}}(pr^V \upharpoonright C) < < \bar{\bar{B}}(pr_0^V)$. Пусть множество $D' \subseteq B(pr^V)$ таково, что $\bar{\bar{D'}} = \bar{\bar{B}}(pr_0^V)$ и $C \subset D'$. Поскольку $pr^V \upharpoonright D' \simeq pr_0^V$, то существует C' такое, что $(pr^V \upharpoonright D')\upharpoonright C \simeq pr_0^V \upharpoonright C'$. Используя равенство $T_0^V(pr^V \upharpoonright C) = 1$, соотношение $\bar{\bar{B}}(pr^V \upharpoonright C) < \bar{\bar{B}}(pr_0^V)$, изоморфизм $pr^V \upharpoonright C \simeq pr_0^V \upharpoonright C'$ (следует из $(pr^V \upharpoonright D')\upharpoonright C \simeq pr_0^V \upharpoonright C'$ и $C \subset D'$) и определение ind_{f_s}, получаем $T_1^V(pr^V \upharpoonright C) = 1$.

S2. Непосредственно следует из определения ind_{f_s}.

S3. Пусть эмпирическая теория $h_0 = \langle v, obs_W^V, T_0^V \rangle$, где obs_W^V – стандартная инструкция в словаре $v=\langle P \rangle$, описанная в п.4, а T_0^V – тестовый алгоритм в словаре v такой, что для всякого протокола pr^V выполняется $T_0^V(pr^V)=1$. Пусть множество $A_0 = \{a\}$, где a – эмпирический объект, масса которого равна I г. Пусть $obs_W^V(A_0) \neq \emptyset$ и $I_0 = \{\langle a, \beta \rangle\}$. Обозначим через pr_0^V протокол $pr^V(obs_W^V(A_0), I_0)$, который будет иметь вид $\{P(\beta)\}$. Ясно, что $\langle h_0, pr_0^V, A_0 \rangle$ – согласованная тройка и h_0 – стандартная теория. Рассмотрим теорию $h_1 = = f_s(h_0, pr_0^V, A_0) = \langle v, obs_W^V, T_1^V \rangle$, где $T_1^V = ind_{f_s}(T_0^V, pr_0^V)$, и протокол pr_1^V в словаре v, равный $\{\overline{P}(\beta)\}$. Легко убедиться, что $T_0^V(pr_1^V) = 1$ и $T_1^V(pr_1^V) = 0$.

S4. Пусть $\langle h_0^V, pr_0^V, A_0 \rangle$ и $\langle h_0^W, pr_0^W, A_0 \rangle$ – согласованные тройки, $h_0^V = \langle v, obs^V, T_0^V \rangle$, $h_0^W = \langle w, obs^W, T_0^W \rangle$, $pr_0^V = pr^V(obs^V(A_0), I_0^V)$, $pr_0^W = pr^W(obs^W(A_0), I_0^W)$ и пусть h_0^V и h_0^W – эмпирически эквивалентные стандартные теории. Пусть $h_1^V = f_s(h_0^V, pr_0^V, A_0) = \langle v, obs^V, T_1^V \rangle$ и $h_1^W = f_s(h_0^W, pr_0^W, A_0) = \langle w, obs^W, T_1^W \rangle$. Допустим, что $h_1^V \neq h_1^W$ и рассмотрим множество $A_1 \in E$, для которого $obs^V(A_1) \neq \emptyset$ и

$T_1^V(pr^V(obs^V(A_1))) \neq T_1^W(pr^W(obs^W(A_1)))$ (существование такого A_1 обуславливается соотношениями $h_1^V \not\sim h_1^W$ и $obs^V \approx obs^W$). Обозначим через pr_1^V протокол $pr^V(obs^V(A_1), I_1^V)$, а через pr_1^W – протокол $pr^W(obs^W(A_1), I_1^W)$. Тогда будем иметь $T_1^V(pr_1^V) \neq T_1^W(pr_1^W)$. Заметим, что $\bar{\bar{B}}(pr_0^V) = \bar{\bar{B}}(pr_0^W)$ и $\bar{\bar{B}}(pr_1^V) = \bar{\bar{B}}(pr_1^W)$.

Предположим, что $T_1^V(pr_1^V) = 1$, а $T_1^W(pr_1^W) = 0$. Тогда $T_0^V(pr_1^V) = I$ (следует из определения ind_{f_s}) и $T_0^W(pr_1^W) = 1$ (следует из $h_0^V \sim h_0^W$). Возможны два случая.

Случай I. $\bar{\bar{B}}(pr_1^V) < \bar{\bar{B}}(pr_0^V)$. Пусть множество $D^V \subseteq B(pr_0^V)$ таково, что $pr_1^V \simeq pr_0^V \restriction D^V$ (существование такого множества следует из определения ind_{f_s}). Пусть $A' = ran((I_0^V)^{-1} \restriction D^V)$. Ясно, что $A' \subseteq A_0$. Ясно также, что протокол $pr_0^V \restriction D^V$ будет протоколом $pr^V(obs^V(A'), I_0^V \restriction A')$, так как obs^V – стандартная инструкция. Пусть множество $D^W = ran(I_0^W \restriction A')$. Тогда протокол $pr_0^W \restriction D^W$ будет протоколом $pr^W(obs^W(A'), I_0^W \restriction A')$, так как инструкция obs^W стандартна. Поскольку $obs^V \approx obs^W$ и $pr_1^V \simeq pr^V(obs^V(A'), I_0^V \restriction A')$, то $pr_1^W \simeq pr^W(obs^W(A'), I_0^W \restriction A') = pr_0^W \restriction D^W$. Отсюда, учитывая определение ind_{f_s} и соотношения $T_0^W(pr_1^W) = 1$ и $\bar{\bar{B}}(pr_1^W) < \bar{\bar{B}}(pr_0^W)$, получаем $T_1^W(pr_1^W) = I$, что противоречит предположению.

Случай 2. $\bar{\bar{B}}(pr_1^V) \geq \bar{\bar{B}}(pr_0^V)$. Пусть множество D^W таково, что $D^W \subseteq B(pr_1^W)$, $\bar{\bar{D}}^W = \bar{\bar{B}}(pr_0^W)$ и $pr_1^W \restriction D^W \not\simeq pr_0^W$ (существование такого множества следует из определения ind_{f_s} и соотношений $\bar{\bar{B}}(pr_1^W) \geq \bar{\bar{B}}(pr_0^W)$ и $T_1^W(pr_1^W) = 0$). Пусть $A' = ran((I_1^W)^{-1} \restriction D^W)$. Ясно, что $A' \subseteq A_1$. Ясно также, что $pr_1^W \restriction D^W = pr^W(obs^W(A'), I_1^W \restriction A')$, так как obs^W – стандартная инструкция. Пусть множество $D^V = ran(I_1^V \restriction A')$. Тогда $pr_1^V \restriction D^V = pr^V(obs^V(A'), I_1^V \restriction A')$, так как инструкция obs^V – стандартна. Поскольку $obs^V \approx obs^W$ и $pr_0^W \not\simeq pr^W(obs^W(A'), I_1^W \restriction A')$, то $pr_0^V \not\simeq pr^V(obs^V(A'), I_1^V \restriction A') = pr_1^V \restriction D^V$. Отсюда, учитывая определение ind_{f_s} и соотношения $T_0^V(pr_1^V) = 1$ и

$\bar{\bar{B}}(pr_1^V) \geq \bar{\bar{B}}(pr_0^V)$, получаем $T_1^V(pr_1^V) = 0$, что противоречит предположению.

Предположение $T_1^V(pr_1^V) = 0$ и $T_1^W(pr_1^W) = 1$ рассматривается аналогично предыдущему. □

Заметим, что метод F_2 не S-регулярен.

УТВЕРЖДЕНИЕ 2. Метод индукции f_s нерегулярен.

ДОКАЗАТЕЛЬСТВО. Пусть $\langle h_0, pr_0^V, A_0 \rangle$ - согласованная тройка, определенная в части S3 доказательства утверждения I. Пусть $h_1 = f_s(h_0, pr_0^V, A_0) = \langle v, obs_W^V, T_1^V \rangle$, где $T_1^V = ind_{f_s}(T_0^V, pr_0^V)$. Пусть $pr_1^V = \{P(\beta_1), P(\beta_2)\}$ и $pr_2^V = \{P(\beta_1), \bar{P}(\beta_2)\}$. Из определения ind_{f_s} получаем $T_1^V(pr_1^V) = 1$ и $T_1^V(pr_2^V) = 0$. Однако если f_s - регулярный метод, то $T_1^V(pr_1^V) = T_1^V(pr_2^V)$, что следует из теоремы [2,с.38]. □

Заметим, что метод F_2 тоже нерегулярен.

9. Таким образом, над стандартными эмпирическими теориями существует метод индукции (метод f_s), который в пределах стандартных теорий методологически обоснован в не меньшей степени, чем регулярные (по [2]) методы, но который отличается от последних бо́льшим эпистемологическим содержанием в том смысле, что этот метод позволяет осуществлять нетривиальную экстраполяцию, достаточную, например, для "открытия" закона тяготения Ньютона.

Литература

I. САМОХВАЛОВ К.Ф. О теории эмпирических предсказаний. - В кн.: Вычислительные системы, вып.55. Новосибирск, I973, с.3-35.

2. ЗАГОРУЙКО Н.Г., САМОХВАЛОВ К.Ф., СВИРИДЕНКО Д.И. Логика эмпирических исследований. -Новосибирск, I978. - 65 с.

3. ЗАГОРУЙКО Н.Г. Методы обнаружения закономерностей. -М.: Знание, I98I. - 64 с.

4. АРТАМОНОВ И.Д. Иллюзии зрения. -М.: Наука, I969. - 223 с.

Поступила в ред.-изд.отд.
3I мая I985 года