ОБНАРУЖЕНИЕ ЭМПИРИЧЕСКИХ ЗАКОНОМЕРНОСТЕЙ С ПОМОЩЬЮ ЭВМ
(Вычислительные системы)
1984 год Выпуск 102

УДК 51.16

ОБ ОДНОЙ ПОСТАНОВКЕ ПРОБЛЕМЫ ИНДУКЦИИ

А.С.Нудельман

Идейным источником настоящего исследования послужили работы [1,2], в которых развит оригинальный понятийный аппарат для методологического изучения как самих эмпирических теорий, так и принципов их модификации. Ясно, что индукция является наиболее, пожалуй, важным из принципов модификации (эмпирических) теорий, поскольку новые, более информативные теории строятся обычно из существующих, менее информативных путем индуктивного обобщения уже имеющегося эмпирического опыта. Постановка проблемы индукции, сформулированная в [1,2], оказалась такой, что всякий метод индукции, допустимый в рамках этой постановки, является "в определенном смысле "плохим" заменителем человеческой творческой деятельности по созданию новых теорий" [2, с.40]. В данной работе формулируется новая, более общая постановка проблемы индукции, лежащая в одном методологическом русле с ранее упомянутой, и приводится решение проблемы индукции в новой постановке. Класс методов индукции, допустимых в рамках новой постановки, оказывается более широким.*)

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

Через I^A, $A \in E$, обозначим 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).

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

Пусть $v = \langle P_1,\dots,P_k \rangle$ - конечная предикатная сигнатура (словарь), причем символы $P_1,\dots,P_k$ (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 $\langle A, \tilde{P}_1,\dots,\tilde{P}_k \rangle$, то носитель (модели m) A будет конечным (непустым) множеством наблюдаемых объектов, а $\tilde{P}_1,\dots,\tilde{P}_k$ - отношениями на A. Носитель модели m будем обозначать через $|m|$. Через $\bar{v}$ будем обозначать множество $\{P_1,\dots,P_k\}$.

Если $m \in M^v$ и $I^{|m|}$ - именующее отображение, 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 $d^v(m, I^{|m|})$, $m \in M^v$, и $I^{|m|}$ - именующее отображение, будем называть протоколом (в словаре v) и обозначать через pr^v. Если необходимо подчеркнуть равенство $pr^v = d^v(m, I^{|m|})$, 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 $B(pr^v)$. 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.

Пусть модель m и словарь v_1 таковы, что $m \in M^v$ и $\bar{v}_1 \subseteq \bar{v}$. Модель, являющуюся v_1-обеднением модели m, будем обозначать через $m \upharpoonright v_1$. Ясно, что если $m_1 = m \upharpoonright v_1$, то $m_1 \in M^{v_1}$ и $|m_1| = |m|$. Протокол pr^{v_1} в словаре v_1 будем называть v_1-обеднением протокола pr^v в словаре v (писать $pr^{v_1} = pr^v \upharpoonright v_1$), если и только если протокол pr^{v_1} может быть получен из pr^v удалением всех элементов, содержащих символы из дополнения $\bar{v} \setminus \bar{v}_1$. Ясно, что если $pr^{v_1} = pr^v \upharpoonright v_1$, то $pr^{v_1} \subseteq pr^v$ и $B(pr^{v_1}) = B(pr^v)$.

Множество $L^v = \{v_1,\dots,v_n\}$, $n \ge 1$, словарей будем называть разбиением словаря v (писать $L^v \in Rv$), если и только если $\bigcup_{i=1}^{n} \bar{v}_i = \bar{v}$ и множества $\bar{v}_1,\dots,\bar{v}_n$ попарно не пересекаются.

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 нарушении 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 $obs^v(A) \neq \emptyset$, записью (результата) наблюдения (множества A), полученного в соответствии с инструкцией obs^v, может быть всякий протокол $pr^v(obs^v(A), I)$, где I - отображение, именующее множество 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 $obs_1^{v_1} \approx obs_2^{v_2}$, $obs_1^{v_1} \not\approx obs_3^{v_3}$ и $obs_2^{v_2} \not\approx obs_3^{v_3}$.

3. Инструкцию obs^{v_1} в словаре v_1 будем называть v_1-обеднением инструкции obs^v в словаре v (писать $obs^{v_1} = obs^v \upharpoonright v_1$) тогда и только тогда, когда $\bar{v}_1 \subseteq \bar{v}$ и для всякого $A \in E$

а) если множество A наблюдается в соответствии с инструкцией obs^v, то это A наблюдается и в соответствии с инструкцией obs^{v_1};

б) если $obs^v(A) \neq \emptyset$, то $obs^{v_1}(A) \neq \emptyset$;

в) если $obs^v(A) \neq \emptyset$, то $obs^{v_1}(A) = obs^v(A) \upharpoonright v_1$;

г) если записью наблюдения $obs^v(A)$ является протокол $pr^v(obs^v(A), I^A)$, то записью наблюдения $obs^{v_1}(A)$ является протокол $pr^v(obs^v(A), I^A) \upharpoonright v_1$.

Множество $C^v = \{obs^{v_1}, \ldots, obs^{v_n}\}$, $n \geq 1$, инструкций в словарях $v_1, \ldots, v_n$ будем называть (n-арным) разбиением инструкции obs^v в словаре v (писать $C^v \in R\ obs^v$), если и только если

а) множество $\{v_1, \ldots, v_n\}$ является разбиением словаря v;

б) для всякого $i = 1, \ldots, n$ $obs^{v_i} = obs^v \upharpoonright v_i$.

Очевидно, что для любой инструкции obs^v в словаре v и для любого разбиения $\{v_1, \ldots, v_n\}$ словаря v существует разбиение инструкции obs^v вида $\{obs^{v_1}, \ldots, obs^{v_n}\}$.

Будем говорить, что разбиение C^v инструкции obs^v и разбиение C^w инструкции obs^w эмпирически эквивалентны (писать $C^v \approx C^w$), если и только если существует взаимно однозначное отображение σ множества C^v на множество C^w такое, что всякая инструкция $obs \in C^v$ эмпирически эквивалентна инструкции $\sigma(obs)$.

УТВЕРЖДЕНИЕ I. Для любых инструкций obs^v, obs^w и любых разбиений $C^v \in R\ obs^v$ и

$C^W \in R\,obs^W$, если $C^V \approx C^W$ и для всякого $A \in E$ выполняется $obs^V(A) = \emptyset \leftrightarrow obs^W(A) = \emptyset$, то $obs^V \approx obs^W$.

ДОКАЗАТЕЛЬСТВО непосредственно следует из определений. □

УТВЕРЖДЕНИЕ 2. Существуют инструкции obs_1^V, obs_2^V (в некотором словаре V) и разбиение $C_1^V \in R\,obs_1^V$ такие, что $obs_1^V \approx obs_2^V$ и для любого разбиения $C_2^V \in R\,obs_2^V$ имеет место $C_2^V \not\approx C_1^V$.

ДОКАЗАТЕЛЬСТВО. Пусть эмпирические объекты a_1, a_2, a_3 и a_4 таковы, что массы этих объектов равны соответственно I г, I г, 2 г и 2 г, а их объемы – I см^3, 2 см^3, I см^3 и 2 см^3. Будем обозначать через D_0 множество $\{a_1, a_2, a_3, a_4\}$, а через E_0 – множество всех непустых подмножеств множества D_0. Через $\tilde{P}$ и $\tilde{Q}$ будем обозначать свойства объектов из D_0 такие, что: а) объект a обладает свойством $\tilde{P}$, если и только если масса объекта a равна I г, и б) объект a обладает свойством $\tilde{Q}$, если и только если объем объекта a равен I см^3.

Пусть словарь v есть $\langle P, Q \rangle$, где P и Q – одноместные предикатные символы, которые будут именовать свойства $\tilde{P}$ и $\tilde{Q}$. Пусть obs_1^V – инструкция в словаре v такая, что: а) если множество $A \in E$ и $A \notin E_0$, то $obs_1^V(A) = \emptyset$, б) если $A \in E_0$, то наблюдением (этого A), полученным в соответствии с инструкцией obs_1^V, будет модель $\langle A, \tilde{P}, \tilde{Q} \rangle$ и в) если $A \in E_0$ и I – отображение, именующее A, то записью (результата) наблюдения (этого A), полученного в соответствии с obs_1^V, будет протокол $pr^V(obs_1^V(A), I)$ в словаре v (например, записями наблюдений множеств $\{a_1\}, \{a_2\}, \{a_3\}$ и $\{a_4\}$ при именующих отображениях соответственно $\{\langle a_1, \beta_1 \rangle\}, \{\langle a_2, \beta_2 \rangle\}$, $\{\langle a_3, \beta_3 \rangle\}$ и $\{\langle a_4, \beta_4 \rangle\}(\beta_1, \beta_2, \beta_3, \beta_4 \in \alpha)$ будут протоколы $\{P(\beta_1), Q(\beta_1)\}, \{P(\beta_2), \bar{Q}(\beta_2)\}, \{\bar{P}(\beta_3), Q(\beta_3)\}$ и $\{\bar{P}(\beta_4), \bar{Q}(\beta_4)\}$).

Пусть словарь $v_1 = \langle P \rangle$, а словарь $v_2 = \langle Q \rangle$. Пусть инструкция $obs_1^{v_1} = obs_1^V \upharpoonright v_1$, а инструкция $obs_1^{v_2} = obs_1^V \upharpoonright v_2$. Ясно, что $obs_1^{v_1} \not\approx obs_1^{v_2}$, поскольку

$$pr^{v_1}(obs_1^{v_1}(\{a_1\}), \{\langle a_1, \beta \rangle\}) = pr^{v_1}(obs_1^{v_1}(\{a_2\}), \{\langle a_2, \beta \rangle\}),$$

но

$$pr^{v_2}(obs_1^{v_2}(\{a_1\}),\{\langle a_1,\beta\rangle\}) \neq pr^{v_2}(obs_1^{v_2}(\{a_2\}),\{\langle a_2,\beta\rangle\}).$$

Пусть $C_1^v = \{obs_1^{v_1}, obs_1^{v_2}\}$. Очевидно, что C_1^v - разбиение инструкции obs_1^v.

Определим инструкцию obs_2^v в словаре v следующим образом: для всякого $A \in E$

а) если $A \notin E_0$, то $obs_2^v(A) = \emptyset$;

б) если $A \in E_0$ и $A \neq \{a_1\} \& A \neq \{a_2\}$, то $obs_2^v(A) = obs_1^v(A)$;

в) если $A = \{a_1\}$, то $obs_2^v(A) = obs_1^v(\{a_2\})$;

г) если $A = \{a_2\}$, то $obs_2^v(A) = obs_1^v(\{a_1\})$.

Прямой проверкой нетрудно убедиться в том, что $obs_1^v \approx obs_2^v$. Пусть инструкция $obs_2^{v_1} = obs_2^v \restriction v_1$, а инструкция $obs_2^{v_2} = obs_2^v \restriction v_2$. Пусть $C_2^v = \{obs_2^{v_1}, obs_2^{v_2}\}$. Ясно, что C_2^v - разбиение инструкции obs_2^v. Ясно также, что C_2^v - единственное разбиение obs_2^v, и поэтому для доказательства утверждения достаточно показать, что $C_2^v \not\approx C_1^v$.

Предположим, что $C_2^v \approx C_1^v$. Поскольку $obs_2^{v_1} \approx obs_1^{v_1}$ (в этом легко убедиться путем прямой проверки) и поскольку $obs_2^{v_1} \not\approx obs_1^{v_2}$ (это следует из $obs_1^{v_2} \not\approx obs_1^{v_1}$), то должно быть $obs_2^{v_2} \approx obs_1^{v_2}$. Однако $obs_2^{v_2} \not\approx obs_1^{v_2}$, так как протокол $pr^{v_2}(obs_2^{v_2}(\{a_2\}),$ $\{\langle a_2,\beta\rangle\})$ (т.е. $\{Q(\beta)\}$) равен протоколу $pr^{v_2}(obs_2^{v_2}(\{a_3\}),$ $\{\langle a_3,\beta\rangle\})$, но протокол $pr^{v_2}(obs_1^{v_2}(\{a_2\}),\{\langle a_2,\beta\rangle\})$ (т.е. $\{\bar{Q}(\beta)\}$) не равен протоколу $pr^{v_2}(obs_1^{v_2}(\{a_3\}),\{\langle a_3, \beta\rangle\})$, являющемуся протоколом $\{Q(\beta)\}$. □

Будем говорить, что в инструкциях obs^v и obs^w фиксируются (эмпирически) одинаковые средства наблюдения (писать $S\,obs^v \overset{e}{=} S\,obs^w$), если и только если $obs^v \approx obs^w$. Для всякой инструкции obs^v средство наблюдения $S\,obs^v$ является (однозначно) фиксируемым в этой инструкции не отградуированным "прибором", 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 $S\ obs^v$ с объектами из A будем называть (эмпирическим) событием и обозначать через $S\ obs^v(A)$. О событии $S\ obs^v(A)$ будем говорить, что оно формируется средством наблюдения $S\ obs^v$. Ясно, что всякое событие $S\ obs^v(A)$ 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.

4. 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): $\forall pr^v(T^v(pr^v) = 0 \vee T^v(pr^v) = I)$;

б) на изоморфных протоколах T^v принимает равные значения: $\forall pr_1^v, pr_2^v(pr_1^v \simeq pr_2^v \to T^v(pr_1^v) = T^v(pr_2^v))$;

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.

5. Всякую эмпирическую теорию h будем отождествлять с подходящей четверкой $\langle v, obs^v, C^v, T^v \rangle$, 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) C^v - разбиение инструкции obs^v;

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

Если разбиение C^v n-арно, то теорию h будем называть n-арной теорией.

Всякая эмпирическая теория $h = \langle v, obs^v, C^v, T^v \rangle$, где $C^v = \{obs^{v_1}, \dots, obs^{v_n}\}$, является гипотезой об эмпирической связи между событиями, формируемыми средствами наблюдения $Sobs^{v_1}, \dots, Sobs^{v_n}$. Эмпирический смысл теории h вполне определяется следующим соглашением: если инструкция obs^v применима для наблюдения множества $A \in E$, то считается, что сочетание эмпирических событий $Sobs^{v_1}(A), \dots, Sobs^{v_n}(A)$, формируемых средствами $Sobs^{v_1}, \dots$

..., $Sobs^{v_n}$ при наблюдении этого A в соответствии с инструкцией obs^v, согласуется с теорией h, если $T^v(pr^v(obs^v(A))) = 1$, и считается, что сочетание событий $Sobs^{v_1}(A), \ldots, Sobs^{v_n}(A)$ опровергает теорию h, если $T^v(pr^v(obs^v(A))) = 0$.

Об эмпирических теориях $h_1 = \langle v, obs^v, C^v, T^v \rangle$ и $h_2 = \langle w, obs^w, C^w, T^w \rangle$ будем говорить, что они эпистемологически эквивалентны (писать $h_1 \approx h_2$), если и только если $obs^v \approx obs^w$, $C^v \approx C^w$ и для всякого $A \in E$ если $obs^v(A) \neq \emptyset$, то $T^v(pr^v(obs^v(A))) = T^w(pr^w(obs^w(A)))$. Очевидно, что если теории h_1 и h_2 эпистемологически эквивалентны и если факт эквивалентности этих теорий известен, то теории h_1 и h_2 принимаются или не принимаются одновременно. В этом случае теории h_1 и h_2 различаются только формами их записей, а не существом своей связи с действительностью.

6. Тройку $\langle T^v, pr^v, L^v \rangle$ будем называть допустимой, если и только если T^v - тестовый алгоритм в словаре v, pr^v - протокол в словаре v, L^v - разбиение словаря v и $T^v(pr^v) = 1$. Класс всех допустимых троек будем обозначать через π.

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

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 будем называть регулярным, если и только если f удовлетворяет сформулированным ниже требованиям С1-С4.

<u>CI. Требование универсальности.</u> Для произвольной согласованной тройки $\langle h_0, pr_0^v, A_0 \rangle$ и произвольной эмпирической теории h_1, если $h_0 = \langle v, obs^v, C^v, T_0^v \rangle$, $C^v = \{obs^{v_1}, \ldots, obs^{v_n}\}$ и $h_1 = f(h_0, pr_0^v, A_0)$, то $h_1 = \langle v, obs^v, C^v, ind_f(T_0^v, pr_0^v, L^v) \rangle$, где L^v - разбиение словаря v, равное множеству $\{v_1, \ldots, v_n\}$, а ind_f - некоторое однозначное отображение из π в τ.

C2. Требование преемственности. Для произвольной согласованной тройки $\langle h_0, pr_0^v, A_0 \rangle$ и произвольной эмпирической теории h_1, если $h_0 = \langle v, obs^v, C^v, T_0^v \rangle$, $h_1 = \langle v, obs^v, C^v, T_1^v \rangle$ и $h_1 = f(h_0, pr_0^v, A_0)$, то

а) $T_1^v(pr_0^v) = 1$;

б) для всякого протокола pr^v в словаре v, если $T_0^v(pr^v) = 0$, то $T_1^v(pr^v) = 0$.

C3. Требование нетривиальности. Существуют согласованная тройка $\langle h_0, pr_0^v, A_0 \rangle$ и эмпирическая теория h_1 такие, что $h_0 = \langle v, obs^v, C^v, T_0^v \rangle$, $h_1 = \langle v, obs^v, C^v, T_1^v \rangle$, $h_1 = f(h_0, pr_0^v, A_0)$ и для некоторого протокола pr^v в словаре v выполняется $T_0^v(pr^v) = 1$ и $T_1^v(pr^v) = 0$.

C4. Требование инвариантности. Для произвольных согласованных троек $\langle h_0', pr_0', A_0 \rangle$ и $\langle h_0'', pr_0'', A_0 \rangle$ и произвольных эмпирических теорий h_1' и h_1'', если $h_1' = f(h_0', pr_0', A_0)$, $h_1'' = f(h_0'', pr_0'', A_0)$ и $h_0' \approx h_0''$, то $h_1' \approx h_1''$.

Понятие регулярного метода индукции аналогично соответствующему понятию из [2, с. 31-38] (где изложено достаточно убедительное обоснование эпистемологической полезности такого рода понятия). Класс всех регулярных методов индукции будем обозначать через K_1.

7. Определим метод индукции f_e следующим образом: для всякой согласованной тройки $\langle h_0, pr_0^v, A_0 \rangle$ если $h_0 = \langle v, obs^v, C^v, T_0^v \rangle$ и $C^v = \{obs^{v_1}, \ldots, obs^{v_n}\}$, то

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

где $L^v = \{v_1, \ldots, v_n\}$, а для $ind_{f_e}(T_0^v, pr_0^v, L^v)$ и любого протокола pr^v в словаре v имеет место соотношение

$$ind_{f_e}(T_0^v, pr_0^v, L^v)(pr^v) = \begin{cases} \text{I, если а) } \bar{\bar{B}}(pr^v) \neq \bar{\bar{B}}(pr_0^v) \text{ и } T_0^v(pr^v) = \\ \quad = \text{I или б) } \bar{\bar{B}}(pr^v) = \bar{\bar{B}}(pr_0^v),\ T_0^v(pr^v) = \\ \quad = \text{I и существует словарь } v_i \in L^v \\ \quad \text{такой, что } pr^v \upharpoonright v_i \sim pr_0^v \upharpoonright v_i; \\ \text{0 — во всех остальных случаях.} \end{cases}$$

УТВЕРЖДЕНИЕ 3. Метод индукции f_e регулярен.

ДОКАЗАТЕЛЬСТВО. Прямой проверкой легко показать, что f_e удовлетворяет требованиям C1 и C2.

Требование C3. Пусть словарь v, инструкция obs_1^v и разбиение $C_1^v \in Robs_1^v$ те, которые определены в доказательстве утверждения 2.

Пусть теория $h_0 = \langle v, obs_1^v, C_1^v, T_0^v \rangle$ такова, что для всякого $A \in E$, если $obs_1^v(A) \neq \emptyset$, то $T_0^v(pr^v(obs_1^v(A))) = 1$. Пусть $A_0' = \{a_1\}$ и $pr_0^v = pr^v(obs_1^v(A_0'))$. Очевидно, что $\langle h_0, pr_0^v, A_0' \rangle$ – согласованная тройка.

Пусть $h_1 = f_e(h_0, pr_0^v, A_0') = \langle v, obs_1^v, C_1^v, T_1^v \rangle$. Пусть протокол $pr_4^v = pr^v(obs_1^v(\{a_4\}))$. Ясно, что $T_0^v(pr_4^v) = 1$, а $T_1^v(pr_4^v) = 0$.

Требование C4. Пусть теории $h_0' = \langle v, obs^v, C^v, T_0' \rangle$ и $h_0'' = \langle w, obs^w, C^w, T_0'' \rangle$ эпистемологически эквивалентны. Пусть $C^v = \{obs^{v_1}, \ldots, obs^{v_n}\}$, $C^w = \{obs^{w_1}, \ldots, obs^{w_n}\}$, $L^v = \{v_1, \ldots, v_n\}$ и $L^w = \{w_1, \ldots, w_n\}$. Пусть $\langle h_0', pr_0', A_0 \rangle$ и $\langle h_0'', pr_0'', A_0 \rangle$ – согласованные тройки. Пусть теория $h_1' = f_e(h_0', pr_0', A_0) = \langle v, obs^v, C^v, T_1' \rangle$ и теория $h_1'' = f_e(h_0'', pr_0'', A_0) = \langle w, obs^w, C^w, T_1'' \rangle$. Поскольку $h_0' \approx h_0''$, то $obs^v \approx obs^w$, $C^v \approx C^w$ и для всякого $A \in E$ если $obs^v(A) \neq \emptyset$, то $T_0'(pr^v(obs^v(A))) = T_0''(pr^w(obs^w(A)))$.

Предположим, что $h_1' \not\approx h_1''$. Тогда (ввиду $obs^v \approx obs^w$ и $C^v \approx C^w$) существует множество $A_1 \in E$ такое, что $obs^v(A_1) \neq \emptyset$, $obs^w(A_1) \neq \emptyset$ и $T_1'(pr^v(obs^v(A_1))) \neq T_1''(pr^w(obs^w(A_1)))$. Обозначим через pr_1' протокол $pr^v(obs^v(A_1))$, а через pr_1'' – протокол $pr^w(obs^w(A_1))$. Заметим, что мощности протоколов pr_1' и pr_1'' совпадают, т.е. $\bar{\bar{B}}(pr_1') = \bar{\bar{B}}(pr_1'')$. Кроме того, заметим, что $T_0'(pr_1') = T_0''(pr_1'')$ (это следует из $h_0' \approx h_0''$).

Пусть $T_1'(pr_1') = 1$, а $T_1''(pr_1'') = 0$. Поскольку метод f_e удовлетворяет требованию C2, то $T_0'(pr_1') = 1$ и, следовательно, $T_0''(pr_1'') = 1$. Если допустить, что $\bar{\bar{B}}(pr_1'') \neq \bar{\bar{B}}(pr_0'')$, то окажется, что $T_1''(pr_1'') = 1$. Значит, имеет место $\bar{\bar{B}}(pr_1'') = \bar{\bar{B}}(pr_0'')$, откуда следует равенство $\bar{\bar{B}}(pr'_1) = \bar{\bar{B}}(pr'_0)$. Поскольку $T'_1(pr'_1) = 1$, то существует словарь $u \in L^V$ такой, что $pr'_1 \vdash u \simeq pr'_0 \vdash u$. Пусть $v_i \in L^V$ и $pr'_1 \vdash v_i \simeq pr'_0 \vdash v_i$. Пусть obs^{w_j} – инструкция в словаре $w_j \in L^W$ такая, что $obs^{w_j} \in C^W$ и $obs^{w_j} \approx obs^{v_i}$ (существование такой инструкции следует из $obs^{v_i} \in C^V$ и $C^V \approx C^W$). Поскольку $pr^{v_i}(obs^{v_i}(A_1)) \simeq pr^{v_i}(obs^{v_i}(A_0))$ (это следует из $pr'_1 \vdash v_i \simeq pr'_0 \vdash v_i$) и поскольку $obs^{w_j} \approx obs^{v_i}$, то $pr^{w_j}(obs^{w_j}(A_1)) \simeq pr^{w_j}(obs^{w_j}(A_0))$, что влечет $pr''_1 \vdash w_j \simeq pr''_0 \vdash w_j$ и, следовательно, $T''_1(pr''_1) = 1$. Последнее противоречит предположению $T''_1(pr''_1) = 0$.

Ясно, что ситуация, когда $T'_1(pr'_1) = 0$, а $T''_1(pr''_1) = 1$, тоже невозможна. Следовательно, $T'_1(pr'_1) = T''_1(pr''_1)$. □

8. Об эмпирических теориях $h_1 = \langle v, obs^V, C^V, T^V \rangle$ и $h_2 = \langle w, obs^W, C^W, T^W \rangle$ будем говорить, что они эмпирически эквивалентны (писать $h_1 \sim h_2$), если и только если $obs^V \approx obs^W$ и для всякого $A \in E$ если $obs^V(A) \neq \emptyset$, то $T^V(pr^V(obs^V(A))) = T^W(pr^W(obs^W(A)))$.

Метод индукции f будем называть О-регулярным, если и только если f удовлетворяет требованиям CI, C2, C3 и

<u>$C4_0$. Требование О-инвариантности.</u> Для произвольных согласованных троек $\langle h'_0, pr'_0, A_0 \rangle$ и $\langle h''_0, pr''_0, A_0 \rangle$ и произвольных эмпирических теорий h'_1 и h''_1, если $h'_1 = f(h'_0, pr'_0, A_0)$, $h''_1 = f(h''_0, pr''_0, A_0)$ и $h'_0 \sim h''_0$, то $h'_1 \sim h''_1$.

Эпистемологическое содержание понятия О-регулярного метода индукции совпадает с эпистемологическим содержанием понятия регулярного метода индукции, введенного в [2, с. 31–38]. Класс всех О-регулярных методов индукции будем обозначать через K_0.

УТВЕРЖДЕНИЕ 4. Для всякого О-регулярного метода индукции f, всякой согласованной тройки $\langle h_0, pr_0, A_0 \rangle$, где $h_0 = \langle v, obs^V, C^V, T^V_0 \rangle$, и всякой эмпирической теории $h_1 = \langle v, obs^V, C^V, T^V_1 \rangle$, если $h_1 = f(h_0, pr_0, A_0)$, то либо а) для всякого протокола pr^V в словаре v

$$\bar{\bar{B}}(pr^V) = \bar{\bar{B}}(pr_0) \rightarrow T^V_1(pr^V) = T^V_0(pr^V),$$

либо б) для всякого протокола pr^V в

с л о в а р е v

$$\bar{\bar{B}}(pr^v) = \bar{\bar{B}}(pr_0) \rightarrow (pr^v \simeq pr_0 \leftrightarrow T_1^v(pr^v) = 1).$$

ДОКАЗАТЕЛЬСТВО этого утверждения аналогично доказательству теоремы в [2,с. 38–40] (заметим, что в доказательстве используется метод "перекрестия", использованный в доказательстве теоремы [2, с.39, (2.13)] и в доказательстве утверждения 2 при определении инструкции obs_2^v).

9. УТВЕРЖДЕНИЕ 5. В с я к и й 0 - р е г у л я р н ы й м е т о д и н д у к ц и и р е г у л я р е н.

Истинность утверждения 5 следует из того факта, что понятие эмпирической эквивалентности теорий шире понятия эпистемологической эквивалентности: любые эпистемологически эквивалентные теории эмпирически эквивалентны.

УТВЕРЖДЕНИЕ 6. М е т о д и н д у к ц и и f_e н е я в л я е т с я 0 - р е г у л я р н ы м.

ДОКАЗАТЕЛЬСТВО. Покажем, что предположение о 0-регулярности метода f_e противоречит утверждению 4. Пусть $\langle h_0, pr_0^v, A_0' \rangle$ - согласованная тройка, определенная в доказательстве утверждения 3. Пусть $h_1 = f_e(h_0, pr_0^v, A_0') = \langle v, obs_1^v, C_1^v, T_1^v \rangle$. Пусть протокол $pr_3^v = pr^v(obs_1^v(\{a_3\}))$ и протокол $pr_4^v = pr^v(obs_1^v(\{a_4\}))$. Ясно, что $T_0^v(pr_3^v) = T_0^v(pr_4^v) = 1$. Ясно также, что $pr_3^v \neq pr_0^v$ и $pr_4^v \neq pr_0^v$. Если бы метод f_e был 0-регулярным, то в соответствии с утверждением 4 было бы $T_1^v(pr_3^v) = T_1^v(pr_4^v)$. Однако здесь имеет место $T_1^v(pr_3^v) = 1$ и $T_1^v(pr_4^v) = 0$. □

Из утверждений 5 и 6 следует, что класс 0-регулярных методов индукции является собственным подклассом класса регулярных методов индукции, т.е. $K_0 \subset K_1$.

10. Центральным понятием постановки проблемы индукции, сформулированной в [1,2], является понятие регулярного по [2] метода индукции, т.е. (в терминологии данной работы) понятие 0-регулярного метода индукции. Аналогично, центральным понятием данной постановки проблемы индукции является понятие регулярного метода индукции. Ясно, что класс (K_1) методологически обоснованных методов индукции, допустимых в рамках данной постановки проблемы индукции, шире соответствующего класса (K_0) методов, допустимых в рамках постановки [1,2] (имеет место $K_0 \subset K_1$).

Различие классов K_0 и K_1 обуславливается различием в понимании эмпирической теории: если $h = \langle v, obs^v, \{obs^{v_1}, \ldots, obs^{v_n}\}, T^v \rangle$ – n-арная эмпирическая теория, то в данной работе теория h понимается как гипотеза о средствах наблюдения $Sobs^{v_1}, \ldots, Sobs^{v_n}$, т.е. о возможных сочетаниях эмпирических событий $Sobs^{v_1}(A), \ldots$ $\ldots, Sobs^{v_n}(A)$ ($A \in E$ и $obs^{v_1}(A) \neq \emptyset, \ldots, obs^{v_n}(A) \neq \emptyset$), а в [I,2] теория h понимается как гипотеза о (единственном) средстве наблюдения $Sobs^v$, т.е. о возможных эмпирических событиях $Sobs^v(A)$ ($A \in E$ и $obs^v(A) \neq \emptyset$). Сопоставление утверждения 2 и требования $C4_0$ показывает, что в понятии 0-регулярного метода индукции "теряется" информация о структуре средства наблюдения $Sobs^v$ (теории h), т.е. о множестве $\{Sobs^{v_1}, \ldots, Sobs^{v_n}\}$, тогда как в реальной эмпирической теории информация о структуре средства наблюдения этой теории представляется достаточно важной.

Конечно, ни класс K_1, ни (тем более) класс K_0 не адекватны совокупности методов индукции, используемых исследователем при создании новых эмпирических теорий. Однако класс K_1 шире класса K_0 и это обусловлено тем, что при построении класса K_1 учтено больше свойств реальных эмпирических теорий. По-видимому, более полное выявление свойств фактически существующих эмпирических теорий позволит построить и методологически обосновать класс методов индукции, адекватный совокупности методов индукции, применяемых исследователем в практике создания новых эмпирических теорий.

Литература

I. САМОХВАЛОВ К.Ф. О теории эмпирических предсказаний.-В кн.: Вычислительные системы, вып. 55. Новосибирск, 1973, с. 3-35.

2. ЗАГОРУЙКО Н.Г., САМОХВАЛОВ К.Ф., СВИРИДЕНКО Д.И. Логика эмпирических исследований. -Новосибирск, 1978. - 65 с.

Поступила в ред.-изд.отд.
25 июня 1984 года