Традиционная силлогистика с отрицательными терминами

А. А. Ильин

ABSTRACT. We set out the following axiom schemes for traditional syllogistic with negative terms: $(MaP \mathbin{\&} SaM) \supset SaP$, $SiP \supset PiS$, SaS, $SaP \supset SiP$, $SeP \equiv \neg SiP$, $SoP \equiv \neg SaP$, $SaP \equiv SeP'$, $SiP \equiv SiP''$. We prove that this system embeds into the predicate calculus by the interpretation of categorical propositions made by M. Bejanishwili and L. Mchedlishwili:

$SaP \to (\exists xSx \mathbin{\&} \exists x\neg Sx \mathbin{\&} \exists xPx \mathbin{\&} \exists x\neg Px) \supset \forall x(Sx \supset Px)$,
$SiP \to (\exists xSx \mathbin{\&} \exists x\neg Sx \mathbin{\&} \exists xPx \mathbin{\&} \exists x\neg Px) \supset \exists x(Sx \mathbin{\&} Px)$,
$SeP \to (\exists xSx \mathbin{\&} \exists x\neg Sx \mathbin{\&} \exists xPx \mathbin{\&} \exists x\neg Px) \supset \forall x(Sx \supset Px)$,
$SoP \to (\exists xSx \mathbin{\&} \exists x\neg Sx \mathbin{\&} \exists xPx \mathbin{\&} \exists x\neg Px) \supset \exists x(Sx \mathbin{\&} Px)$.

Ключевые слова: традиционная силлогистика, негативные термины, аксиоматизация, категорические высказывания

В работе предлагается аксиоматизация системы традиционной силлогистики, содержащей отрицательные термины. Традиционная силлогистика — это теория, описывающая отношения между ассерторическими высказываниями; данные высказывания содержат только общие термины, а среди самих общих терминов выделяют содержащие отрицание и неотрицательные.

В язык традиционной силлогистики (ТС) входят нелогические термины единственного типа — параметры для простых неотрицательных терминов. Для обозначения терминов такого рода используем символы $\boldsymbol{S}$, $\boldsymbol{P}$, $\boldsymbol{Q}$, $\boldsymbol{M}$,… Кроме того, в язык негативной силлогистики входят силлогистические константы a, i, e, o, пропозициональные связки $\&, \vee, \neg, \supset, \equiv$, знак терминного отрицания $'$ и скобки.

Любые параметры для неотрицательных общих терминов — $\boldsymbol{S}$, $\boldsymbol{P}$, $\boldsymbol{Q}$, $\boldsymbol{M}$,… — есть термы, а также если S — терм, то S$'$ — тоже терм. Формулами являются выражения вида SaP, SiP, SeP, SoP, где S и P — произвольные термы. Сложные формулы образуются из простых с помощью пропозициональных связок. (При работе со схемами аксиом мы различаем обозначения для неотрицательных общих терминов — $S, P, Q, M, \ldots$, и для тех же общих терминов с произвольным количеством отрицаний — S, P, Q, M,... Тем самым S, P, Q, M,... есть соответственно неотрицательные общие термины $S, P, Q, M, \ldots$ с произвольным числом отрицаний.)

Я. Лукасевичем на базе классического исчисления высказываний была построена реконструкция чистого позитивного фрагмента традиционной силлогистики [4]. Им было показано, что аналоги всех законов чистой позитивной силлогистики являются теоремами построенной им системы, а все остальные силлогистические утверждения, кроме тавтологий логики высказываний, недоказуемы в системе.

Адекватная интерпретация силлогистических формул, детерминирующая класс законов традиционной позитивной силлогистики, была найдена в 1971 г. румынским логиком С. Виеру. Иной перевод силлогистических формул в исчисление предикатов был предложен В.А. Бочаровым [2].

Нами будет рассмотрена модификация погружающей операции позитивного фрагмента трдиционной силлогистики, предложенной М.Н. Бежанишвили и Л.И. Мчедлишвили [1], более наглядно, в отличие от переводов Виеру и Бочарова, проясняющая смысл категорических высказываний. В ее основе лежит стандартный лейбницевкий перевод категорических высказываний t, обычным образом распространенный на сложные силлогистические формулы:

$$\begin{array}{lll}
\mathrm{SaP} & \to & \forall \mathrm{x}(\mathrm{Sx} \supset \mathrm{Px}) \\
\mathrm{SiP} & \to & \exists \mathrm{x}(\mathrm{Sx} \,\&\, \mathrm{Px}) \\
\mathrm{SeP} & \to & \forall \mathrm{x}(\mathrm{Sx} \supset \neg \mathrm{Px}) \\
\mathrm{SoP} & \to & \exists \mathrm{x}(\mathrm{Sx} \,\&\, \neg \mathrm{Px}).
\end{array}$$

Посредством прервода t определяется погружающая операция T. Пусть $\mathrm{S}_1, \ldots, \mathrm{S}_n$ — все термины, содержащиеся в формуле B.

Тогда $\mathrm{T(B)} = ((\exists \mathrm{xS}_1\mathrm{x} \,\&\, \exists \mathrm{x}\neg \mathrm{S}_1\mathrm{x}) \,\&\, \ldots \,\&\, (\exists \mathrm{xS}_n\mathrm{x} \,\&\, \exists \mathrm{x}\neg \mathrm{S}_n\mathrm{x})) \supset \mathrm{t(B)}$.

Силлогистическая теория, законами которой являются формулы, T-переводы которых доказуемы в исчислении предикатов, аксиоматизируется посредством системы TC.

Схемами аксиом ТС являются:

T0. Схемы аксиом классического исчисления высказываний.

T1.	(MaP & SaM)$\supset$ SaP	T5.	SeP $\equiv \neg$SiP
T2.	SiP $\supset$ PiS	T6.	SoP $\equiv \neg$SaP
T3.	SaS	T7.	SaP $\equiv$ SeP$'$
T4.	SaP $\supset$ SiP	T8.	SiP $\equiv$ SiP$''$

R1. *modus ponens*

Теорема о погружаемости системы ТС в исчисление предикатов посредством перевода T будет доказываться на основе погружаемости данной системы в систему негативной фундаментальной силлогистики (НФС), для которой погружаемость в исчисление предикатов доказана [3].

При доказательстве погружаемости системы традиционной силлогистики в систему негативной фундаментальной силлогистики будем использовать критерий, предложенный В.А. Смирновым [7]:

Исчисление S_1 погружается в исчисление S_2 посредством функции ψ_1 (из множества формул S_1 в множество формул S_2), если и только если:

(1) для каждой формулы A языка S_1 имеет место $S_1 \vdash A \Rightarrow S_2 \vdash \psi_1(A)$;

существует функция ψ_2 из множества формул S_2 в множество формул S_1, такая что

(2) для каждой формулы A языка S_2 имеет место $S_2 \vdash A \Rightarrow S_1 \vdash \psi_2(A)$,

(3) для каждой формулы A языка S_1 имеет место $S_1 \vdash (A \equiv \psi_2(\psi_1(A)))$.

Воспользуемся данным критерием применительно к случаю, когда S_1 есть система ТС, а S_2 — система НФС.

Постулатами исчисления НФС являются:

Ф0. Схемы аксиом классического исчисления высказываний.

Ф1.	(MaP & SaM)⊃ SaP	Ф6.	SoP ≡ ¬SaP
Ф2.	SiP ⊃ PiS	Ф7.	SaP ≡ SeP′
Ф3.	SaS	Ф8.	SiP ≡ SiP″
Ф4.	SiP ⊃ SiS	Ф9.	SiS ∨ S′iS′
Ф5.	SeP ≡ ¬ SiP	R1.	*modus ponens*

Определим перевод ψ_1 из ТС в НФС:

Пусть имеется произвольное утверждение B языка ТС; $S_1, \ldots, S_n$ — все простые неотрицательные термины, содержащиеся в утверждении B.

Тогда ψ_1(B) $= ((S_1 i S_1 \,\&\, S_1' i S_1') \,\&\ldots\&\, (S_n i S_n \,\&\, S_n' i S_n')) \supset$ B. Например, если B есть $S\text{a}P \supset S\text{o}S'$, то $\psi_1(S\text{a}P \supset S\text{o}S') = ((S\text{i}S \,\&\, S'\text{i}S') \,\&\, (P\text{i}P \,\&\, P'\text{i}P')) \supset (S\text{a}P \supset S\text{o}S')$.

Индукцией по длине доказательства формулы A в системе ТС покажем, что часть (1) критерия Смирнова выполняется: $\dot\forall$ A(ТС$\vdash$ A $\Rightarrow$ НФС ψ_1(A)).

ψ_1-перевод аксиом T0, T1, T2, T3, T5, T6, T7, T8 системы ТС суть формулы вида $((S_1\text{i}S_1 \,\&\, S_1'\text{i}S_1') \,\&\ldots\&\, (S_n\text{i}S_n \,\&\, S_n'\text{i}S_n')) \supset$ A, где A — соответствующая аксиома НФС (для T0 — это Ф0, для T1 — Ф1 и т.д.). Тогда схема доказательства для ψ_1-переводов указанных аксиом системы ТС имеет вид:

1. A	(соотв. аксиома системы НФС)
2. $((S_1\text{i}S_1 \,\&\, S_1'\text{i}S_1') \,\&\ldots\&\, (S_n\text{i}S_n \,\&\, S_n'\text{i}S_n')) \supset$ A	1, ЛВ

T4. SaP ⊃ SiP

ψ_1(SaP⊃SiP) $=$ ((SiS & S′iS′) & $(P\text{i}P \,\&\, P'\text{i}P')$)⊃(SaP ⊃ SiP)

1.	(PaS′ & SaP)⊃ SaS′	Ф1
2.	(SaP & ¬SaS′) ⊃ ¬PaS	1, ЛВ
3.	SaS′ ≡ SeS″	Ф7
4.	PaS′ ≡ PeS″	Ф7
5.	SeS″ ≡ ¬SiS″	Ф5
6.	PeS″ ≡ ¬PiS″	Ф5

7.	SiS $\equiv$ SiS$''$	Ф8
8.	PiS $\equiv$ PiS$''$	Ф8
9.	PiS $\supset$ SiP	Ф2
10.	(SaP & SiS) $\supset$ SiP	2-9, ЛВ
11.	SiS $\supset$ (SaP $\supset$ SiP)	10, ЛВ
12.	((SiS & S$'$iS$'$) & (PiP & P'iP')) $\supset$ (SaP $\supset$ SiP)	11, ЛВ

В системе НФС справедлив закон SiS $\equiv$ S$'$iS$'$ (введения/снятия двойного отрицания):

1.	SiS $\equiv$ SiS$''$	Ф8
2.	S$''$iS $\equiv$ S$''$iS$''$	Ф8
3.	S$''$iS $\supset$ SiS$''$	Ф2
4.	SiS$''$ $\supset$ S$''$iS	Ф2
5.	SiS $\equiv$ S$''$iS$''$	1-4, ЛВ

Тогда произвольная формула PiP эквивалентна PiP, если P содержит четное число отрицаний; если же число отрицаний в P нечетно, то PiP эквивалентна P'iP'.

13.	SiS $\equiv$ S$''$iS$''$	Теорема НФС
14.	((SiS & S'iS') & (PiP & P'iP')) $\supset$(SaP $\supset$ SiP)	12, 13, ЛВ

Покажем справедливость следующего утверждения:

НФС $\vdash \psi_1$(A $\supset$ B) и НФС $\vdash \psi_1$(A) $\Rightarrow$ НФС $\vdash \psi_1$(B).

Пусть имеем: НФС $\vdash \psi_1$(A $\supset$ B) и НФС $\vdash \psi_1$(A).

ψ_1(A)=A$^\circ$ $\supset$ A, где A$^\circ$ есть конъюнкция вида $((S_1\mathrm{i}S_1\&S_1'\mathrm{i}S_1')\,\&\ldots\&\,(S_k\mathrm{i}S_k\,\&\,S_k'\mathrm{i}S_k'))$, а $S_1,\ldots,S_k$ — все простые неотрицательные термины, содержащиеся в формуле A.

ψ_1(B)=B$^\circ$ $\supset$ B, где B$^\circ$ есть конъюнкция вида $((P_1\mathrm{i}P_1\&P_1'\mathrm{i}P_1')\,\&\ldots\&\,(P_m\mathrm{i}P_m\,\&\,P_m'\mathrm{i}P_m))$, а $P_1,\ldots,P_m$ — все простые неотрицательные термины, содержащиеся в формуле B. Ясно, что ψ_1(A $\supset$ B) = (A$^\circ$ & B$^\circ$) $\supset$ (A $\supset$ B).

Множества $\{S_1,\ldots,S_k\}$ и $\{P_1,\ldots,P_m\}$ всех простых неотрицательных терминов формул A и B непусты по определению формулы НФС.

Таким образом, из того, что НФС $\vdash$(A° & B°) $\supset$ (A $\supset$ B) и НФС $\vdash$ A° $\supset$ A, необходимо получить НФС $\vdash$ B° $\supset$ B.

1.	(A° & B°) $\supset$ (A $\supset$ B)	Теорема НФС (допущение)
2.	A° $\supset$ A	Теорема НФС (допущение)
3.	(A° & B°) $\supset$ B	1, 2, ЛВ

Рассмотрим множество всех простых неотрицательных терминов $S_1, \ldots, S_k$, содержащихся в формуле A.

Пусть множество $\{M_1, \ldots, M_i\}$ есть множество всех тех простых неотрицательных терминов формулы A, которые не содержатся в формуле B. И пусть множество $\{Q_1, \ldots, Q_j\}$ есть множество всех тех простых неотрицательных терминов формулы A, которые содержатся в формуле B. Ясно, что $\{M_1, \ldots, M_i\} \cap \{P_1, \ldots, P_m\} = \varnothing$, $\{M_1, \ldots, M_i\} \cup \{Q_1, \ldots, Q_j\} = \{S_1, \ldots, S_k\}$, $\{Q_1, \ldots, Q_j\} \cup \{P_1, \ldots, P_m\} = \{P_1, \ldots, P_m\}$.

Тогда A° есть (A_1° & A_2°), где A_1° есть конъюнкция вида $((M_1 \mathrm{i} M_1 \,\&\, M_1' \mathrm{i} M_1') \,\&\ldots\&\, (M_i \mathrm{i} M_i \,\&\, M_i' \mathrm{i} M_i'))$, а A_2° есть конъюнкция вида вида $((Q_1 \mathrm{i} Q_1 \,\&\, Q_1' \mathrm{i} Q_1') \,\&\ldots\&\, (Q_j \mathrm{i} Q_j \,\&\, Q_j' \mathrm{i} Q_j'))$. Следовательно,

4.	(A_1° & A_2° & B°) $\supset$ B	3, в силу определения A_1°, A_2° и A°
5.	(A_2° & B°) $\equiv$ B°	ЛВ, в силу определения A_2° и B°
6.	(A_1° & B°) $\supset$ B	5, ЛВ

Итак, НФС $\vdash$ $((M_1 \mathrm{i} M_1 \,\&\, M_1' \mathrm{i} M_1') \,\&\ldots\&\, (M_i \mathrm{i} M_i \,\&\, M_i' \mathrm{i} M_i') \,\&$ B°) $\supset$ B, причем ни B°, ни B не содержат простых неотрицательных терминов $M_1, \ldots, M_i$.

Индукцией по построению вывода не составляет труда доказать производность *правила подстановки* в системе НФС. Для этого показывается, что подстановка в схему аксиом есть аксиома, а также что результат применения правила *modus ponens* к теоремам также есть теорема.

Выберем произвольный простой неотрицательный термин P_e, входящий в формулу B, и осуществим i-раз подстановку данного термина вместо простых неотрицательных терминов $M_1, \ldots, M_i$.

В результате данной подстановки получаем:

НФС $\vdash$ $((P_e \mathrm{i} P_e \,\&\, P_e' \mathrm{i} P_e') \,\&\ldots\&\, (P_e \mathrm{i} P_e \,\&\, P_e' \mathrm{i} P_e'))$ & B°) $\supset$ B).

В силу того, что B° по определению содержит все термины, входящие в B, а P_e входит в B, имеем, что B° содержит конъюнкт вида $(P_e \mathrm{i} P_e \,\&\, P_e' \mathrm{i} P_e')$.

Тогда $((P_e \mathrm{i} P_e \,\&\, P'_e \mathrm{i} P'_e) \,\&\, \ldots \,\&\, (P_e \mathrm{i} P_e \,\&\, P'_e \mathrm{i} P'_e)) \,\&\,$ B°) эквивалентно B° (в силу ЛВ).

Таким образом:

7. B° ⊃ B 6, из доказанного, ЛВ

Следовательно, НФС ⊢ B° ⊃ B.

Итак, имеем: НФС ⊢ ψ_1(A ⊃ B) и НФС ⊢ ψ_1(A) ⇒ НФС ⊢ ψ_1(B).

Таким образом, часть (1) критерия Смирнова выполняется.

Для доказательства частей (2) и (3) указанного критерия необходимо сформулировать обратный перевод из системы НФС в систему ТС. Определим функцию ψ_2 из НФС в ТС следующим образом:

$\psi_2(\mathrm{A}) = \mathrm{A}$

$\psi_2(\neg\mathrm{A}) = \neg\psi_2(\mathrm{A})$

$\psi_2(\mathrm{A} \bullet \mathrm{B}) = \psi_2(\mathrm{A}) \bullet \psi_2(\mathrm{B})$

Покажем выполнение части (2) критерия Смирнова:

$\dot{\forall}$A(НФС ⊢ A ⇒ ТС ⊢ ψ_2(A)).

Переводы аксиом Ф0 также являются аксиомами исчисления высказываний, поэтому они доказуемы в ТС.

ψ_2-переводы аксиом Ф1, Ф2, Ф3, Ф5, Ф6, Ф7, Ф8 системы НФС суть аксиомы Т1, Т2, Т3, Т5, Т6, Т7, Т8 системы ТС.

Ф4. SiP ⊃ SiS

ψ_2(SiP ⊃ SiS) = SiP ⊃ SiS

1.	SaS	Т3
2.	SaS ⊃ SiS	Т4
3.	SiS	1, 2, ЛВ
4.	SiP ⊃ SiS	3, ЛВ

Ф9. SiS ∨ S′iS′

ψ_2(SiS ∨ S′iS′) = SiS ∨ S′iS′

1.	SaS	Т3
2.	SaS ⊃ SiS	Т4
3.	SiS	1, 2, ЛВ
4.	SiS ∨ S′iS′	3, ЛВ

Легко показать также справедливость следующего утверждения:

ТС ⊢ ψ_2(A ⊃ B) и ТС ⊢ ψ_2(A) ⇒ ТС ⊢ ψ_2(B).

Действительно, $\psi_2(\mathrm{A} \supset \mathrm{B}) = \mathrm{A} \supset \mathrm{B}$, $\psi_2(\mathrm{A}) = \mathrm{A}$, $\psi_2(\mathrm{B}) = \mathrm{B}$, а правило *modus ponens* имеется в ТС. Доказательство части (2) критерия Смирнова завершено.

Докажем часть (3) указанного критерия — $\dot{\forall}\mathrm{A}(\mathrm{TC} \vdash (\mathrm{A} \equiv \psi_2(\psi_1(\mathrm{A}))))$. В связи с тем, что $\psi_2(\mathrm{A}) = \mathrm{A}$, нам необходимо доказать $\dot{\forall}\mathrm{A}(\mathrm{TC} \vdash (\mathrm{A} \equiv \psi_1(\mathrm{A})))$.

Пусть имеется произвольное утверждение B языка ТС; $S_1, \ldots, S_n$ — все термины, содержащиеся в утверждении B. Тогда $\psi_1(\mathrm{B}) = ((S_1 \mathrm{i} S_1 \,\&\, S_1' \mathrm{i} S_1') \,\&\, \ldots \,\&\, (S_n \mathrm{i} S_n \,\&\, S_n' \mathrm{i} S_n')) \supset \mathrm{B}$.

Покажем: $\mathrm{B} \equiv ((S_1 \mathrm{i} S_1 \,\&\, S_1' \mathrm{i} S_1') \,\&\, \ldots \,\&\, (S_n \mathrm{i} S_n \,\&\, S_n' \mathrm{i} S_n')) \supset \mathrm{B}$.

1.	SaS	Т3
2.	SaS $\supset$ SiS	Т4
3.	SiS	1, 2, ЛВ
4.	$S_1 \mathrm{i} S_1, \ldots, S_n \mathrm{i} S_n$, $S_1' \mathrm{i} S_1', \ldots, S_n' \mathrm{i} S_n'$ — теоремы системы ТС	3
5.	$(S_1 \mathrm{i} S_1 \,\&\, S_1' \mathrm{i} S_1') \,\&\, \ldots \,\&\, (S_n \mathrm{i} S_n \,\&\, S_n' \mathrm{i} S_n')$	4, ЛВ
6.	$\mathrm{B} \equiv \mathrm{B}$	ЛВ
7.	$\mathrm{B} \equiv ((S_1 \mathrm{i} S_1 \,\&\, S_1' \mathrm{i} S_1') \,\&\, \ldots \,\&\, (S_n \mathrm{i} S_n \,\&\, S_n' \mathrm{i} S_n')) \supset \mathrm{B}$	5, 6, ЛВ

Таким образом, все три части критерия Смирнова выполняются. Следовательно, ТС погружается в НФС посредством ψ_1. В работе [3] показана погружаемость системы НФС в систему обобщенной позитивной силлогистики (ОФС) посредством функции $\boldsymbol{\psi_1}$. В свою очередь, доказана погружаемость системы ОФС в исчисление предикатов посредством перевода * [5]. Из данных утверждений получаем, что ТС погружается в исчисление предикатов посредством композиции функций ψ_1, $\boldsymbol{\psi_1}$, *. Остается показать, что данная композиция равносильна переводу силлогистических формул, предложенному М.Н. Бежанишвили и Л.И. Мчедлишвили.

Напомним, что язык ОФС содержит новые силлогистические константы: u — аналог отношения исчерпываемости и q — аналог отношения неисчерпываемости. В результате появляются два новых типа формул: $S\mathrm{u}P$ — «Всякий объект есть S или P» и $S\mathrm{q}P$ — «Некий объект не есть ни S, ни P».

Перевод * силлогистических формул ОФС в язык исчисления предикатов задан следующим образом:

$(S\mathrm{a}P)^* = \forall \mathrm{x}(S\mathrm{x} \supset P\mathrm{x})$ $(S\mathrm{i}P)^* = \exists \mathrm{x}(S\mathrm{x} \,\&\, P\mathrm{x})$
$(S\mathrm{e}P)^* = \forall \mathrm{x}(S\mathrm{x} \supset \neg P\mathrm{x})$ $(S\mathrm{o}P)^* = \exists \mathrm{x}(S\mathrm{x} \,\&\, \neg P\mathrm{x})$
$(S\mathrm{u}P)^* = \forall \mathrm{x}(S\mathrm{x} \vee P\mathrm{x})$ $(S\mathrm{q}P)^* = \exists \mathrm{x}(\neg S\mathrm{x} \,\&\, \neg P\mathrm{x})$
$(\neg \mathrm{A})^* = \neg(\mathrm{A})^*$ $(\mathrm{A} \bullet \mathrm{B})^* = (\mathrm{A})^* \bullet (\mathrm{B})^*$,
где $\bullet$ — любая бинарная связка.

Для определения перевода $\boldsymbol{\psi_1}$ из НФС в ОФС на термах языка негативной фундаментальной силлогистики задается функция f:

$f(\mathrm{S}){=}0$ е.т.е. число терминных отрицаний в терме S четно или S не содержит терминных отрицаний;
$f(\mathrm{S}){=}1$ е.т.е. число терминных отрицаний в терме S нечетно.

Полагается, что S и P — это неотрицательные общие термины, входящие в состав S и P соответственно.

В связи с тем, что в НФС мы имеем дело со схемами формул и каждый параметр для терма в них представляет собой простой неотрицательный термин с произвольным количеством отрицаний, то для каждой из формул мы будем иметь количество переводов в язык ОФС, равное 2^n, где n — число термов.

$$\boldsymbol{\psi_1}(\mathrm{SaP}) = \begin{cases} S\mathrm{a}P, \text{ если } f(\mathrm{S}){=}0 \text{ и } f(\mathrm{P}){=}0 \\ S\mathrm{e}P, \text{ если } f(\mathrm{S}){=}0 \text{ и } f(\mathrm{P}){=}1 \\ S\mathrm{u}P, \text{ если } f(\mathrm{S}){=}1 \text{ и } f(\mathrm{P}){=}0 \\ P\mathrm{a}S, \text{ если } f(\mathrm{S}){=}1 \text{ и } f(\mathrm{P}){=}1 \end{cases} \qquad \boldsymbol{\psi_1}(\mathrm{SiP}) = \begin{cases} S\mathrm{i}P, \text{ если } f(\mathrm{S}){=}0 \text{ и } f(\mathrm{P}){=}0 \\ S\mathrm{o}P, \text{ если } f(\mathrm{S}){=}0 \text{ и } f(\mathrm{P}){=}1 \\ P\mathrm{o}S, \text{ если } f(\mathrm{S}){=}1 \text{ и } f(\mathrm{P}){=}0 \\ S\mathrm{q}P, \text{ если } f(\mathrm{S}){=}1 \text{ и } f(\mathrm{P}){=}1 \end{cases}$$

$$\boldsymbol{\psi_1}(\mathrm{SeP}) = \begin{cases} S\mathrm{e}P, \text{ если } f(\mathrm{S}){=}0 \text{ и } f(\mathrm{P}){=}0 \\ S\mathrm{a}P, \text{ если } f(\mathrm{S}){=}0 \text{ и } f(\mathrm{P}){=}1 \\ P\mathrm{a}S, \text{ если } f(\mathrm{S}){=}1 \text{ и } f(\mathrm{P}){=}0 \\ S\mathrm{u}P, \text{ если } f(\mathrm{S}){=}1 \text{ и } f(\mathrm{P}){=}1 \end{cases} \qquad \boldsymbol{\psi_1}(\mathrm{SoP}) = \begin{cases} S\mathrm{o}P, \text{ если } f(\mathrm{S}){=}0 \text{ и } f(\mathrm{P}){=}0 \\ S\mathrm{i}P, \text{ если } f(\mathrm{S}){=}0 \text{ и } f(\mathrm{P}){=}1 \\ S\mathrm{q}P, \text{ если } f(\mathrm{S}){=}1 \text{ и } f(\mathrm{P}){=}0 \\ P\mathrm{o}S, \text{ если } f(\mathrm{S}){=}1 \text{ и } f(\mathrm{P}){=}1 \end{cases}$$

$\boldsymbol{\psi_1}(\neg \mathrm{A}) = \neg \boldsymbol{\psi_1}(\mathrm{A})$ $\boldsymbol{\psi_1}(\mathrm{A} \bullet \mathrm{B}) = \boldsymbol{\psi_1}(\mathrm{A}) \bullet \boldsymbol{\psi_1}(\mathrm{B})$,
где $\bullet$ — любая бинарная связка.

Покажем, что композиция функций $\boldsymbol{\psi_1}$, ψ_1, * равносильна модификации перевода силлогистических формул, предложенного М.Н. Бежанишвили и Л.И. Мчедлишвили.

Если $f(\mathrm{S}) = 0$, $f(\mathrm{P}) = 0$, то

$$(\boldsymbol{\psi_1}(\psi_1(\mathrm{SaP})))^* = (\boldsymbol{\psi_1}(((S\mathrm{i}S \,\&\, S'\mathrm{i}S') \,\&\, (P\mathrm{i}P \,\&\, P'\mathrm{i}P')) \supset \mathrm{SaP}))^* =$$

$$= (((S\text{i}S \,\&\, S'\text{i}S') \,\&\, (P\text{i}P \,\&\, P'\text{i}P')) \supset S\text{a}P)^* =$$
$$=(\exists\text{x}(S\text{x}\&S\text{x}) \,\&\, \exists\text{x}(\neg S\text{x} \,\&\neg S\text{x}) \,\&\, \exists\text{x}(P\text{x} \,\&\, P\text{x}) \,\&\, \exists\text{x}(\neg P\text{x} \,\&\, \neg P\text{x}))\supset$$
$$\forall\text{x}(S\text{x} \supset P\text{x})\equiv (\exists\text{x}S\text{x} \,\&\, \exists\text{x}\neg S\text{x} \,\&\, \exists\text{x}P\text{x} \,\&\, \exists\text{x}\neg P\text{x}) \supset\forall\text{x}(S\text{x}\supset P\text{x})$$

Если $f(\text{S}) = 0$, $f(\text{P}) = 1$, то

$$(\boldsymbol{\psi_1}(\psi_1(\text{SaP})))^* = (\boldsymbol{\psi_1}(((S\text{i}S \,\&\, S'\text{i}S') \,\&\, (P\text{i}P \,\&\, P'\text{i}P')) \supset \text{SaP}))^* =$$
$$= (((S\text{i}S \,\&\, S'\text{i}S') \,\&\, (P\text{i}P \,\&\, P'\text{i}P')) \supset S\text{e}P)^* =$$
$$=(\exists\text{x}(S\text{x}\&S\text{x}) \,\&\, \exists\text{x}(\neg S\text{x} \,\&\neg S\text{x}) \,\&\, \exists\text{x}(P\text{x} \,\&\, P\text{x}) \,\&\, \exists\text{x}(\neg P\text{x} \,\&\, \neg P\text{x}))\supset$$
$$\forall\text{x}(S\text{x} \supset\neg P\text{x})\equiv (\exists\text{x}S\text{x} \,\&\, \exists\text{x}\neg S\text{x} \,\&\, \exists\text{x}P\text{x} \,\&\, \exists\text{x}\neg P\text{x})\supset \forall\text{x}(S\text{x} \supset\neg P\text{x})$$

Если $f(\text{S}) = 1$, $f(\text{P}) = 0$, то

$$(\boldsymbol{\psi_1}(\psi_1(\text{SaP})))^* = (\boldsymbol{\psi_1}(((S\text{i}S \,\&\, S'\text{i}S') \,\&\, (P\text{i}P \,\&\, P'\text{i}P')) \supset \text{SaP}))^* =$$
$$= (((S\text{i}S \,\&\, S'\text{i}S') \,\&\, (P\text{i}P \,\&\, P'\text{i}P')) \supset S\text{u}P)^* =$$
$$=(\exists\text{x}(S\text{x}\&S\text{x}) \,\&\, \exists\text{x}(\neg S\text{x} \,\&\neg S\text{x}) \,\&\, \exists\text{x}(P\text{x} \,\&\, P\text{x}) \,\&\, \exists\text{x}(\neg P\text{x} \,\&\, \neg P\text{x}))\supset$$
$$\forall\text{x}(S\text{x}\vee P\text{x})\equiv (\exists\text{x}S\text{x} \,\&\, \exists\text{x}\neg S\text{x} \,\&\, \exists\text{x}P\text{x} \,\&\, \exists\text{x}\neg P\text{x}) \supset \forall\text{x}(\neg S\text{x} \supset P\text{x})$$

Если $f(\text{S}) = 1$, $f(\text{P}) = 1$, то

$$(\boldsymbol{\psi_1}(\psi_1(\text{SaP})))^* = (\boldsymbol{\psi_1}(((S\text{i}S \,\&\, S'\text{i}S') \,\&\, (P\text{i}P \,\&\, P'\text{i}P')) \supset \text{SaP}))^* =$$
$$= (((S\text{i}S \,\&\, S'\text{i}S') \,\&\, (P\text{i}P \,\&\, P'\text{i}P')) \supset P\text{a}S)^* =$$
$$=(\exists\text{x}(S\text{x}\&S\text{x}) \,\&\, \exists\text{x}(\neg S\text{x} \,\&\neg S\text{x}) \,\&\, \exists\text{x}(P\text{x} \,\&\, P\text{x}) \,\&\, \exists\text{x}(\neg P\text{x} \,\&\, \neg P\text{x}))\supset$$
$$\forall\text{x}(P\text{x} \supset S\text{x}) \equiv (\exists\text{x}S\text{x} \,\&\, \exists\text{x}\neg S\text{x} \,\&\, \exists\text{x}P\text{x} \,\&\, \exists\text{x}\neg P\text{x})\supset \forall\text{x}(\neg S\text{x} \supset\neg P\text{x})$$

Если $f(\text{S}) = 0$, $f(\text{P}) = 0$, то

$$(\boldsymbol{\psi_1}(\psi_1(\text{SiP})))^* = (\boldsymbol{\psi_1}(((S\text{i}S \,\&\, S'\text{i}S') \,\&\, (P\text{i}P \,\&\, P'\text{i}P')) \supset \text{SiP}))^* =$$
$$= (((S\text{i}S \,\&\, S'\text{i}S') \,\&\, (P\text{i}P \,\&\, P'\text{i}P')) \supset S\text{i}P)^* =$$
$$=(\exists\text{x}(S\text{x}\&S\text{x}) \,\&\, \exists\text{x}(\neg S\text{x} \,\&\neg S\text{x}) \,\&\, \exists\text{x}(P\text{x} \,\&\, P\text{x}) \,\&\, \exists\text{x}(\neg P\text{x} \,\&\, \neg P\text{x}))\supset$$
$$\exists\text{x}(S\text{x} \,\&\, P\text{x})\equiv (\exists\text{x}S\text{x} \,\&\, \exists\text{x}\neg S\text{x} \,\&\, \exists\text{x}P\text{x} \,\&\, \exists\text{x}\neg P\text{x})\supset \exists\text{x}(S\text{x} \,\&\, P\text{x})$$

Если $f(\text{S}) = 0$, $f(\text{P}) = 1$, то

$$(\boldsymbol{\psi_1}(\psi_1(\text{SiP})))^* = (\boldsymbol{\psi_1}(((S\text{i}S \,\&\, S'\text{i}S') \,\&\, (P\text{i}P \,\&\, P'\text{i}P')) \supset \text{SiP}))^* =$$
$$= (((S\text{i}S \,\&\, S'\text{i}S') \,\&\, (P\text{i}P \,\&\, P'\text{i}P')) \supset S\text{o}P)^* =$$
$$=(\exists\text{x}(S\text{x}\&S\text{x}) \,\&\, \exists\text{x}(\neg S\text{x} \,\&\neg S\text{x}) \,\&\, \exists\text{x}(P\text{x} \,\&\, P\text{x}) \,\&\, \exists\text{x}(\neg P\text{x} \,\&\, \neg P\text{x}))\supset$$
$$\exists\text{x}(S\text{x} \,\&\, \neg P\text{x})\equiv (\exists\text{x}S\text{x} \,\&\, \exists\text{x}\neg S\text{x} \,\&\, \exists\text{x}P\text{x} \,\&\, \exists\text{x}\neg P\text{x})\supset \exists\text{x}(S\text{x} \,\&\neg P\text{x})$$

Если $f(\text{S}) = 1$, $f(\text{P}) = 0$, то

$$(\boldsymbol{\psi_1}(\psi_1(\text{SiP})))^* = (\boldsymbol{\psi_1}(((S\text{i}S \,\&\, S'\text{i}S') \,\&\, (P\text{i}P \,\&\, P'\text{i}P')) \supset \text{SiP}))^* =$$

$$= (((S\mathrm{i}S \,\&\, S'\mathrm{i}S')\,\&\,(P\mathrm{i}P \,\&\, P'\mathrm{i}P')) \supset P\mathrm{o}S)^* =$$
$$=(\exists \mathrm{x}(S\mathrm{x}\&S\mathrm{x}) \,\&\, \exists \mathrm{x}(\neg S\mathrm{x} \,\&\neg S\mathrm{x}) \,\&\, \exists \mathrm{x}(P\mathrm{x} \,\&\, P\mathrm{x}) \,\&\, \exists \mathrm{x}(\neg P\mathrm{x} \,\&\neg P\mathrm{x}))\supset$$
$$\exists \mathrm{x}(P\mathrm{x} \,\&\, \neg S\mathrm{x}) \equiv (\exists \mathrm{x} S\mathrm{x} \,\&\, \exists \mathrm{x}\neg S\mathrm{x} \,\&\, \exists \mathrm{x} P\mathrm{x} \,\&\, \exists \mathrm{x}\neg P\mathrm{x})\supset \exists \mathrm{x}(\neg S\mathrm{x} \,\&\, P\mathrm{x})$$

Если $f(\mathrm{S}) = 1,\ f(\mathrm{P}) = 1$, то

$$(\boldsymbol{\psi_1}(\psi_1(\mathrm{SiP})))^* = (\boldsymbol{\psi_1}(((S\mathrm{i}S \,\&\, S'\mathrm{i}S')\,\&\,(P\mathrm{i}P \,\&\, P'\mathrm{i}P')) \supset \mathrm{SiP}))^* =$$
$$= (((S\mathrm{i}S \,\&\, S'\mathrm{i}S')\,\&\,(P\mathrm{i}P \,\&\, P'\mathrm{i}P')) \supset S\mathrm{q}P)^* =$$
$$=(\exists \mathrm{x}(S\mathrm{x}\&S\mathrm{x}) \,\&\, \exists \mathrm{x}(\neg S\mathrm{x} \,\&\, \neg S\mathrm{x}) \,\&\, \exists \mathrm{x}(P\mathrm{x} \,\&\, P\mathrm{x}) \,\&\, \exists \mathrm{x}(\neg P\mathrm{x} \,\&\, \neg P\mathrm{x}))\supset$$
$$\exists \mathrm{x}(\neg S\mathrm{x} \,\&\neg P\mathrm{x})\equiv (\exists \mathrm{x} S\mathrm{x} \,\&\, \exists \mathrm{x}\neg S\mathrm{x} \,\&\, \exists \mathrm{x} P\mathrm{x} \,\&\, \exists \mathrm{x}\neg P\mathrm{x})\supset \exists \mathrm{x}(\neg S\mathrm{x} \,\&\, \neg P\mathrm{x})$$

Если $f(\mathrm{S}) = 0,\ f(\mathrm{P}) = 0$, то

$$(\boldsymbol{\psi_1}(\psi_1(\mathrm{SeP})))^* = (\boldsymbol{\psi_1}(((S\mathrm{i}S \,\&\, S'\mathrm{i}S')\,\&\,(P\mathrm{i}P \,\&\, P'\mathrm{i}P')) \supset \mathrm{SeP}))^* =$$
$$= (((S\mathrm{i}S \,\&\, S'\mathrm{i}S')\,\&\,(P\mathrm{i}P \,\&\, P'\mathrm{i}P')) \supset S\mathrm{e}P)^* =$$
$$=(\exists \mathrm{x}(S\mathrm{x}\&S\mathrm{x}) \,\&\, \exists \mathrm{x}(\neg S\mathrm{x} \,\&\, \neg S\mathrm{x}) \,\&\, \exists \mathrm{x}(P\mathrm{x} \,\&\, P\mathrm{x}) \,\&\, \exists \mathrm{x}(\neg P\mathrm{x} \,\&\, \neg P\mathrm{x}))\supset$$
$$\forall \mathrm{x}(S\mathrm{x}\supset \neg P\mathrm{x}) \equiv (\exists \mathrm{x} S\mathrm{x} \,\&\, \exists \mathrm{x}\neg S\mathrm{x} \,\&\, \exists \mathrm{x} P\mathrm{x} \,\&\, \exists \mathrm{x}\neg P\mathrm{x})\supset \forall \mathrm{x}(S\mathrm{x} \supset \neg P\mathrm{x})$$

Если $f(\mathrm{S}) = 0,\ f(\mathrm{P}) = 1$, то

$$(\boldsymbol{\psi_1}(\psi_1(\mathrm{SeP})))^* = (\boldsymbol{\psi_1}(((S\mathrm{i}S \,\&\, S'\mathrm{i}S')\,\&\,(P\mathrm{i}P \,\&\, P'\mathrm{i}P')) \supset \mathrm{SeP}))^* =$$
$$= (((S\mathrm{i}S \,\&\, S'\mathrm{i}S')\,\&\,(P\mathrm{i}P \,\&\, P'\mathrm{i}P')) \supset S\mathrm{a}P)^* =$$
$$=(\exists \mathrm{x}(S\mathrm{x}\&S\mathrm{x}) \,\&\, \exists \mathrm{x}(\neg S\mathrm{x} \,\&\, \neg S\mathrm{x}) \,\&\, \exists \mathrm{x}(P\mathrm{x} \,\&\, P\mathrm{x}) \,\&\, \exists \mathrm{x}(\neg P\mathrm{x} \,\&\, \neg P\mathrm{x}))\supset$$
$$\forall \mathrm{x}(S\mathrm{x} \supset P\mathrm{x}) \equiv (\exists \mathrm{x} S\mathrm{x} \,\&\, \exists \mathrm{x}\neg S\mathrm{x} \,\&\, \exists \mathrm{x} P\mathrm{x} \,\&\, \exists \mathrm{x}\neg P\mathrm{x})\supset \forall \mathrm{x}(S\mathrm{x} \supset \neg\neg P\mathrm{x})$$

Если $f(\mathrm{S}) = 1,\ f(\mathrm{P}) = 0$, то

$$(\boldsymbol{\psi_1}(\psi_1(\mathrm{SeP})))^* = (\boldsymbol{\psi_1}(((S\mathrm{i}S \,\&\, S'\mathrm{i}S')\,\&\,(P\mathrm{i}P \,\&\, P'\mathrm{i}P')) \supset \mathrm{SeP}))^* =$$
$$= (((S\mathrm{i}S \,\&\, S'\mathrm{i}S')\,\&\,(P\mathrm{i}P \,\&\, P'\mathrm{i}P')) \supset P\mathrm{a}S)^* =$$
$$=(\exists \mathrm{x}(S\mathrm{x}\&S\mathrm{x}) \,\&\, \exists \mathrm{x}(\neg S\mathrm{x} \,\&\, \neg S\mathrm{x}) \,\&\, \exists \mathrm{x}(P\mathrm{x} \,\&\, P\mathrm{x}) \,\&\, \exists \mathrm{x}(\neg P\mathrm{x} \,\&\, \neg P\mathrm{x}))\supset$$
$$\forall \mathrm{x}(P\mathrm{x} \supset S\mathrm{x}) \equiv (\exists \mathrm{x} S\mathrm{x} \,\&\, \exists \mathrm{x}\neg S\mathrm{x} \,\&\, \exists \mathrm{x} P\mathrm{x} \,\&\, \exists \mathrm{x}\neg P\mathrm{x})\supset \forall \mathrm{x}(\neg S\mathrm{x} \supset \neg P\mathrm{x})$$

Если $f(\mathrm{S}) = 1,\ f(\mathrm{P}) = 1$, то

$$(\boldsymbol{\psi_1}(\psi_1(\mathrm{SeP})))^* = (\boldsymbol{\psi_1}(((S\mathrm{i}S \,\&\, S'\mathrm{i}S')\,\&\,(P\mathrm{i}P \,\&\, P'\mathrm{i}P')) \supset \mathrm{SeP}))^* =$$
$$= (((S\mathrm{i}S \,\&\, S'\mathrm{i}S')\,\&\,(P\mathrm{i}P \,\&\, P'\mathrm{i}P')) \supset S\mathrm{u}P)^* =$$
$$=(\exists \mathrm{x}(S\mathrm{x}\&S\mathrm{x}) \,\&\, \exists \mathrm{x}(\neg S\mathrm{x} \,\&\, \neg S\mathrm{x}) \,\&\, \exists \mathrm{x}(P\mathrm{x} \,\&\, P\mathrm{x}) \,\&\, \exists \mathrm{x}(\neg P\mathrm{x} \,\&\, \neg P\mathrm{x}))\supset$$
$$\forall \mathrm{x}(S\mathrm{x}\vee P\mathrm{x}) \equiv (\exists \mathrm{x} S\mathrm{x} \,\&\, \exists \mathrm{x}\neg S\mathrm{x} \,\&\, \exists \mathrm{x} P\mathrm{x} \,\&\, \exists \mathrm{x}\neg P\mathrm{x})\supset \forall \mathrm{x}(\neg S\mathrm{x} \supset \neg\neg P\mathrm{x})$$

Если $f(\mathrm{S}) = 0,\ f(\mathrm{P}) = 0$, то

$$(\boldsymbol{\psi_1}(\psi_1(\mathrm{SoP})))^* = (\boldsymbol{\psi_1}(((S\mathrm{i}S \,\&\, S'\mathrm{i}S')\,\&\,(P\mathrm{i}P \,\&\, P'\mathrm{i}P')) \supset \mathrm{SoP}))^* =$$

$$= (((S\mathrm{i}S \,\&\, S'\mathrm{i}S') \,\&\, (P\mathrm{i}P \,\&\, P'\mathrm{i}P')) \supset S\mathrm{o}P)^* =$$
$$=(\exists \mathrm{x}(S\mathrm{x}\&S\mathrm{x}) \,\&\, \exists \mathrm{x}(\neg S\mathrm{x} \,\&\, \neg S\mathrm{x}) \,\&\, \exists \mathrm{x}(P\mathrm{x} \,\&\, P\mathrm{x}) \,\&\, \exists \mathrm{x}(\neg P\mathrm{x} \,\&\, \neg P\mathrm{x}))\supset$$
$$\exists \mathrm{x}(S\mathrm{x} \,\&\, \neg P\mathrm{x}) \equiv (\exists \mathrm{x}S\mathrm{x} \,\&\, \exists \mathrm{x}\neg S\mathrm{x} \,\&\, \exists \mathrm{x}P\mathrm{x} \,\&\, \exists \mathrm{x}\neg P\mathrm{x})\supset \exists \mathrm{x}(S\mathrm{x} \,\&\, \neg P\mathrm{x})$$

Если $f(\mathrm{S}) = 0,\ f(\mathrm{P}) = 1$, то

$$(\boldsymbol{\psi_1}(\psi_1(\mathrm{SoP})))^* = (\boldsymbol{\psi_1}(((S\mathrm{i}S \,\&\, S'\mathrm{i}S') \,\&\, (P\mathrm{i}P \,\&\, P'\mathrm{i}P')) \supset \mathrm{SoP}))^* =$$
$$= (((S\mathrm{i}S \,\&\, S'\mathrm{i}S') \,\&\, (P\mathrm{i}P \,\&\, P'\mathrm{i}P')) \supset S\mathrm{i}P)^* =$$
$$=(\exists \mathrm{x}(S\mathrm{x}\&S\mathrm{x}) \,\&\, \exists \mathrm{x}(\neg S\mathrm{x} \,\&\, \neg S\mathrm{x}) \,\&\, \exists \mathrm{x}(P\mathrm{x} \,\&\, P\mathrm{x}) \,\&\, \exists \mathrm{x}(\neg P\mathrm{x} \,\&\, \neg P\mathrm{x}))\supset$$
$$\exists \mathrm{x}(S\mathrm{x} \,\&\, P\mathrm{x}) \equiv (\exists \mathrm{x}S\mathrm{x} \,\&\, \exists \mathrm{x}\neg S\mathrm{x} \,\&\, \exists \mathrm{x}P\mathrm{x} \,\&\, \exists \mathrm{x}\neg P\mathrm{x})\supset \exists \mathrm{x}(S\mathrm{x} \,\&\, \neg\neg P\mathrm{x})$$

Если $f(\mathrm{S}) = 1,\ f(\mathrm{P}) = 0$, то

$$(\boldsymbol{\psi_1}(\psi_1(\mathrm{SoP})))^* = (\boldsymbol{\psi_1}(((S\mathrm{i}S \,\&\, S'\mathrm{i}S') \,\&\, (P\mathrm{i}P \,\&\, P'\mathrm{i}P')) \supset \mathrm{SoP}))^* =$$
$$= (((S\mathrm{i}S \,\&\, S'\mathrm{i}S') \,\&\, (P\mathrm{i}P \,\&\, P'\mathrm{i}P')) \supset S\mathrm{q}P)^* =$$
$$=(\exists \mathrm{x}(S\mathrm{x}\&S\mathrm{x}) \,\&\, \exists \mathrm{x}(\neg S\mathrm{x} \,\&\, \neg S\mathrm{x}) \,\&\, \exists \mathrm{x}(P\mathrm{x} \,\&\, P\mathrm{x}) \,\&\, \exists \mathrm{x}(\neg P\mathrm{x} \,\&\, \neg P\mathrm{x}))\supset$$
$$\exists \mathrm{x}(\neg S\mathrm{x} \,\&\, \neg P\mathrm{x})\equiv (\exists \mathrm{x}S\mathrm{x} \,\&\, \exists \mathrm{x}\neg S\mathrm{x} \,\&\, \exists \mathrm{x}P\mathrm{x} \,\&\, \exists \mathrm{x}\neg P\mathrm{x})\supset \exists \mathrm{x}(\neg S\mathrm{x} \,\&\, \neg P\mathrm{x})$$

Если $f(\mathrm{S}) = 1,\ f(\mathrm{P}) = 1$, то

$$(\boldsymbol{\psi_1}(\psi_1(\mathrm{SoP})))^* = (\boldsymbol{\psi_1}(((S\mathrm{i}S \,\&\, S'\mathrm{i}S') \,\&\, (P\mathrm{i}P \,\&\, P'\mathrm{i}P')) \supset \mathrm{SoP}))^* =$$
$$= (((S\mathrm{i}S \,\&\, S'\mathrm{i}S') \,\&\, (P\mathrm{i}P \,\&\, P'\mathrm{i}P')) \supset P\mathrm{o}S)^* =$$
$$=(\exists \mathrm{x}(S\mathrm{x}\&S\mathrm{x}) \,\&\, \exists \mathrm{x}(\neg S\mathrm{x} \,\&\, \neg S\mathrm{x}) \,\&\, \exists \mathrm{x}(P\mathrm{x} \,\&\, P\mathrm{x}) \,\&\, \exists \mathrm{x}(\neg P\mathrm{x} \,\&\, \neg P\mathrm{x}))\supset$$
$$\exists \mathrm{x}(P\mathrm{x} \,\&\, \neg S\mathrm{x})\equiv (\exists \mathrm{x}S\mathrm{x} \,\&\, \exists \mathrm{x}\neg S\mathrm{x} \,\&\, \exists \mathrm{x}P\mathrm{x} \,\&\, \exists \mathrm{x}\neg P\mathrm{x})\supset \exists \mathrm{x}(\neg S\mathrm{x} \,\&\, \neg\neg P\mathrm{x})$$

Литература

[1] *Бежанишвили М.Н., Мчедлишвили Л.И.* Позитивная силлогистика и логика предикатов // Логика Аристотеля. Тбилиси, 1985.

[2] *Бочаров В.А.* Алгебраические реконструкции силлогистики // Логико-методологические исследования. М., 1980.

[3] *Ильин А.А.* Негативная фундаментальная силлогистика // Труды научно-исследовательского семинара логического центра Института философии РАН. Вып. 15. М., 2000.

[4] *Лукасевич Я.* Аристотелевская силлогистика с точки зрения современной формальной логики. М., 1983.

[5] *Маркин В.И.* Обобщенная позитивная силлогистика // Логические исследования. Вып. 6. М., РОССПЭН, 1999.

[6] *Маркин В.И.* Силлогистические теории в современной логике. М.: МГУ, 1991.

[7] *Смирнов В.А.* Логические методы анализа научного знания. М., 1987.