ROCZNIKI FILOZOFICZNE
Tom LVI, numer 1 – 2008

EUGENIUSZ WOJCIECHOWSKI

BEZKWANTYFIKATOROWY RACHUNEK NAZW Z REGUŁĄ EKSTENSJONALNOŚCI

Jednym z systemów Stanisława Leśniewskiego jest *ontologia*, zbudowana w języku logicznym z szerokim rozumieniem kategorii nazw[1]. Pierwszym filozofem, który docenił zalety tego narzędzia w filozofii i w analizie języka naturalnego, był Tadeusz Kotarbiński.

Traktując ten system jako narzędzie, można ograniczyć się do tzw. *ontologii elementarnej*, w której to kwantyfikatory wiążą jedynie zmienne kategorii nazwowej. Dalszym zbliżeniem tego narzędzia do języka naturalnego jest propozycja Ludwika Borkowskiego, realizująca ideę *bezkwantyfikatorowego rachunku nazw*. Niniejsza praca rozwija tę ideę. Od strony semantycznej rozstrzyga się tu status semantyczny wyrażeń *wszystkie* i *pewne*, traktując je jako funktory[2]. Ujmując z kolei rzecz od strony syntaktycznej, proponuje się tu pewne uproszczenia, wykorzystując siłę dedukcyjną reguł wprowadzania i opuszczania tych funktorów oraz wprowadzając regułę ekstensjonalności dla funktora epsilonowego[3].

Dr hab. EUGENIUSZ WOJCIECHOWSKI – Zakład Filozofii Przyrody i Historii Kultury Regionalnej, Akademia Rolnicza w Krakowie; adres do korespondencji: Al. 29 Listopada 46, 31-425 Kraków; e-mail: rlwojcie@cyf-kr.edu.pl

[1] Obejmuje ona zarówno nazwy jednostkowe, jak i ogólne. Tego typu język logiczny jest nazywany *językiem Arystotelesa-Leśniewskiego*. Bardziej rozpowszechnionym w logice współczesnej jest język z wąskim rozumieniem tej kategorii (kategorię nazw tworzą jedynie nazwy jednostkowe), zwany *językiem Fregego-Russella*. Odpowiednikiem tego rachunku nazw (ontologii) w języku drugiego typu jest klasyczny rachunek predykatów.

[2] W duchu *idei kwantyfikacji orzeczników*. Zob. E. W o j c i e c h o w s k i, *Zwischen der Syllogistik und den Systemen von Leśniewski: Eine Rekonstruktion der Idee der Quantifizierung der Prädikate*, „Grazer Philosophische Studien” 48 (1994), s. 165-200.

[3] Praca ta była referowana na XII Konferencji „Zastosowania logiki w filozofii i podstawach matematyki”, Szklarska Poręba, 7-11 V 2007 r., zorganizowanej przez Instytut Matematyki Uni-

1. KONSTRUKCJE WCZEŚNIEJSZE

System BRN1. Oznaczmy przez **BRN1** bezkwantyfikatorowy rachunek nazw, zbudowany metodą założeniową, o następujących regułach[4]:

R1zyk	$x\varepsilon y/x\varepsilon x$
R2	$x\varepsilon y \wedge y\varepsilon z/x\varepsilon z$
R3	$x\varepsilon y \wedge y\varepsilon z/y\varepsilon x$

Mamy tu również reguły opuszczania i wprowadzania funktorów istnienia, jedyności, słabej inkluzji i inkluzji cząstkowej:

O*ex*	$ex(x)/A\varepsilon x$
I*ex*	$x\varepsilon y/ex(y)$
O*sol*	$sol(x)/z\varepsilon x \rightarrow x\varepsilon z$
I*sol*	$z\varepsilon x \wedge u\varepsilon x \rightarrow z\varepsilon u/sol(x)$
O⊂	$x\subset y/z\varepsilon x \rightarrow z\varepsilon y$
I⊂	$z\varepsilon x \rightarrow z\varepsilon y/x\subset y$
O△	$x\triangle y/A\varepsilon x \wedge A\varepsilon y$
I△	$z\varepsilon x \wedge z\varepsilon y/x\triangle y$

gdzie ‘*A*’ jest stałą nazwową, niepowtarzającą się w wierszach w przypadku zastosowania tej reguły (więcej niż jeden raz) w dowodzie. Zmienna ‘*z*’ zaś nie występuje w założeniach dowodu.

Ponadto w systemie przyjmowane są reguły opuszczania i wprowadzania wyrażeń kwantyfikujących *każdy* (*wszystkie*) i *pewien*. Mamy tu na uwadze takie znaczenie słówka *pewien* (*pewna*, *pewne*), które pojawia się w kontekstach: „*pewien* pies tu był”, „*pewna* kobieta tak powiedziała” czy „*pewne* dziecko nie zrobiło tego zadania”, tj. za pomocą tego słowa wybieramy dokładnie jeden przedmiot (choć bliżej nieokreślony) z zakresu nazwy przed którą stoi[5]. Wyrażenia *każdy* (π) i *pewien* (σ), będące substytutami kwan-

---

wersytetu Śląskiego, Instytut Matematyki Uniwersytetu Opolskiego oraz Katedrę Logiki i Metodologii Nauk Uniwersytetu Wrocławskiego.

[4] L. B o r k o w s k i, *Bezkwantyfikatorowy założeniowy system rachunku nazw*, „Roczniki Filozoficzne” 28 (1980), z. 1, s. 133-148 (Część I) i 41 (1993), z. 1, s. 11-21 (Część II).

[5] Słówko *pewien* (*pewna*, *pewne*) w tym znaczeniu równie dobrze można by oddać na gruncie języka polskiego przez określenie: *jakieś* (*jakaś*, *jakieś*). Wyrażenia te są określane w podręcznikach gramatyki tradycyjnej mianem zaimków nieokreślonych. Zob. Z. K l e m e n s i e w i c z,

tyfikatorów, wprowadza się tu za pomocą reguł:

Oπ $\alpha(\pi x)/z\varepsilon x \rightarrow \alpha(z)$
Iπ $z\varepsilon x \rightarrow \alpha(z)/\alpha(\pi x)$
Oσ $\alpha(\sigma x)/A\varepsilon x \wedge \alpha(A)$
Iσ $z\varepsilon x \wedge \alpha(z)/\alpha(\sigma x)$

Formuły typu $\alpha(\pi a)$ i $\alpha(\sigma a)$ są formułami sensownymi na gruncie tego języka, takimi jednak, że wyrażenia πa i σa pojawiają się jako pierwsze z lewej strony formuły $\alpha(\pi a)$ (i odpowiednio $\alpha(\sigma a)$) i nie są poprzedzone żadnym kontekstem o postaci πb lub σb[6].

Ponadto przyjmuje się odpowiedniki tych reguł, funkcjonujące w przypadkach pojawiania się tych wyrażeń kwantyfikujących w kontekście funktorów nazwotwórczych[7]:

$O\pi^f$ $x\varepsilon f\pi y/x\varepsilon x \wedge (z\varepsilon y \rightarrow x\varepsilon fz)$
$I\pi^f$ $x\varepsilon x \wedge (z\varepsilon y \rightarrow x\varepsilon fz)/x\varepsilon f\pi y$
$O\sigma^f$ $x\varepsilon f\sigma y/A\varepsilon y \wedge x\varepsilon fA$
$I\sigma^f$ $z\varepsilon y \wedge x\varepsilon fz/x\varepsilon f\sigma y$

Do reguł pierwotnych systemu należą: reguła podstawiania dla nazw i reguła podstawiania dla funktorów (kategorii n/n).

Definicyjnie wprowadza się tu pojęcia przedmiotu i przedmiotu sprzecznego:

DV $x\varepsilon V \leftrightarrow x\varepsilon x$
DΛ $x\varepsilon \Lambda \leftrightarrow x\varepsilon x \wedge \neg x\varepsilon x$

oraz funktory: bycia przedmiotem, negacji, mocnej inkluzji, identyczności zakresowej, identyczności jednostkowej, iloczynu i sumy nazwowej:

Podstawowe wiadomości z gramatyki języka polskiego, wyd. 6, Warszawa 1970, s. 54. Zob. też w tej sprawie L. B o r k o w s k i, *Logiczna analiza wyrażenia jakiś (jakaś, jakieś) a*, „Roczniki Filozoficzne” 41 (1993), z. 1, s. 5-9.

[6] Zob. B o r k o w s k i, *Bezkwantyfikatorowy założeniowy system rachunku nazw*, część I.

[7] Dotyczą one takich przypadków jak: *x jest znawcą wszystkich dzieł tego autora*, jak również *x jest twórcą pewnych rozwiązań w tym projekcie*.

D*ob* $ob(x) \leftrightarrow x\varepsilon x$
D*n* $x\varepsilon ny \leftrightarrow x\varepsilon x \wedge \neg x\varepsilon y$
D⊏ $x \sqsubset y \leftrightarrow ex(x) \wedge x \subset y$
D○ $x \bigcirc y \leftrightarrow x \subset y \wedge y \subset x$
D= $x = y \leftrightarrow x\varepsilon y \wedge y\varepsilon x$
D∩ $x\varepsilon y \cap z \leftrightarrow x\varepsilon y \wedge x\varepsilon z$
D∪ $x\varepsilon y \cup z \leftrightarrow x\varepsilon y \vee x\varepsilon z$

Całość jest nadbudowana nad klasycznym rachunkiem zdań (**KRZ**), również założeniowo zbudowanym. Reguła odrywania (dla implikacji) jest rozszerzona dla wyrażeń sensownych tego systemu.

Pierwsze rozszerzenie systemu BRN1. Niech **BRN2** oznacza z kolei system, w którym (w odróżnieniu od systemu **BRN1**) zamiast reguł: O*ex*, I*ex*, O*sol*, I*sol*, O⊂, I⊂ oraz O△, przyjmowany jest aksjomat specyficzny kształtu[8]:

Aε $x\varepsilon y \leftrightarrow \sigma x\varepsilon x \wedge \pi x\varepsilon\pi x \wedge \pi x\varepsilon y$

Funktory istnienia, jedyności, słabej inkluzji i inkluzji cząstkowej wprowadza się tu definicyjnie: $ex(x) \leftrightarrow \sigma x\varepsilon x$, $sol(x) \leftrightarrow \pi x\varepsilon\pi x$, $x \subset y \leftrightarrow \pi x\varepsilon y$, $x \triangle y \leftrightarrow \sigma x\varepsilon y$.

Podobnie jak poprzednio, przyjmujemy te same definicje dla funktorów nazwotwórczych (D*n*, D∩, D∪) i zdaniotwórczych (D○, D=). Oprócz reguł ogólnych: odrywania (MP), podstawiania dla terminów (ST) i podstawiania dla funktorów (SF), o analogicznych sformułowaniach, przyjmiemy Oπ, Iπ, Iπ^f, Oσ i Iσ . Ograniczenie co do kształtu formuł atomowych α zatrzymujemy jedynie dla Iπ, znosząc je dla pozostałych reguł.

Nową regułą specyficzną tego systemu jest:

Rε $x\varepsilon fy / x\varepsilon x$

Wprowadzany definicyjnie jest tu również funktor *asercji nazwowej*:

Df^a $x\varepsilon f^a y \leftrightarrow x\varepsilon x \wedge x\varepsilon y$

[8] E. W o j c i e c h o w s k i, *Pewien bezkwantyfikatorowy rachunek nazw*, [w:] J. P e r z a n o w s k i, A. P i e t r u s z c z a k (red.), *Logika & Filozofia logiczna. FLFL 1996-1998*, Toruń 2000, s. 109-126.

Szczególnymi przypadkami Rε, które dla prostoty będziemy tak samo oznaczać, są:

$x\varepsilon y/x\varepsilon x$ $x\varepsilon f\pi y/x\varepsilon x$ $x\varepsilon\pi y/x\varepsilon x$ $x\varepsilon f\sigma y/x\varepsilon x$ $x\varepsilon\sigma y/x\varepsilon x$

Powstają one z Rε odpowiednio przez podstawienia: f^a/f, $f\pi/f$,π/f, $f\sigma/f$ i σ/f, na mocy reguły podstawiania (SF) dla funktorów.

Uproszczenie bazy systemu BRN1. Nazwijmy bazą systemu **BRN1** zbiór reguł {R1, R2, R3, O*ex*, I*ex*, O*sol*, I*sol*, O⊂, I⊂, O△, I△}. Bazę tę można uprościć. Uproszczenie to polega na przyjęciu jako pierwotnej reguły ekstensjonalności dla inkluzji jednostkowej (REε) oraz eliminacji reguł: R1, R2, R3, O*ex*, I*ex*, O*sol*, I*sol*, O⊂, I⊂.

Specyficzna tu reguła ekstensjonalności ma formę[9]:

REε $x\varepsilon y/\alpha(y) \rightarrow \alpha(x)$,

gdzie α jest formułą atomową tego rachunku. W przypadku gdy formuła α jest zbudowana za pomocą funktora parametrycznego, to jest on utworzony za pomocą jednego z funktorów inkluzji: jednostkowej (ε), słabej (⊂) lub mocnej (⊏), tj. jest on typu $\delta<t>$ ($\delta<t>(s) \leftrightarrow s\delta t$ lub $\delta<t>(s) \leftrightarrow t\delta s$), gdzie $\delta\in\{\varepsilon,\subset,\sqsubset\}$ i ponadto, formuła ta:

(1) jest zamknięta na zmienne w występujące po lewej stronie kreski inferencyjnej (w tym wypadku nie ma w niej innych zmiennych jak x i y) i funktor parametryczny jest funktorem (prawostronnym lub lewostronnym) zamkniętym na te zmienne ($\_\delta x, \_\delta y, x\delta\_, y\delta\_$) lub

(2) funktor ten jest funktorem prawostronnym, otwartym na zmienne ($\_\delta z$).

Specyficzne funktory **BRN1** są wprowadzane definicyjnie: $ex(x) \leftrightarrow x\triangle x$, $sol(x) \leftrightarrow (ex(x) \rightarrow x\varepsilon x)$, $x\subset y \leftrightarrow \neg x\triangle ny$.

Idea. Oznaczmy przez **BRN** zbiór konsekwencji reguł wprowadzania i opuszczania wyrażeń kwantyfikujących: Oπ, Iπ, Oσ i Iσ. Pierwszą z wyżej przedstawionych konstrukcji można oznaczyć krótko: **BRN**[R1, R2, R3, O*ex*, I*ex*, O*sol*, I*sol*, O⊂, I⊂, O△, I△], gdzie **BRN**[X_1, X_2, ..., X_n] oznacza

[9] System z tą regułą ekstensjonalności został przedstawiony w: E. W o j c i e c h o w s k i, *Zasada ekstensjonalności dla funktorów inkluzji*, „Logika” (Acta Universitatis Wratislaviensis) – [artykuł przyjęty do druku].

wzbogacenie systemu **BRN** przez reguły (ewentualnie aksjomaty) bazowe X_1, X_2, ..., X_n. Zgodnie z tą konwencją notacyjną:

BRN1 = **BRN**[R1, R2, R3, O*ex*, I*ex*, O*sol*, I*sol*, O⊂, I⊂, O△, I△, $O\pi^f$ $I\pi^f$, $O\sigma^f$, $I\sigma^f$]
BRN2 = **BRN**[Aε, Rε, $I\pi^f$]

Zbudujemy system **BRN3**, w którym specyficzna baza inferencyjna systemu **BRN2** zostanie zastąpiona przez REε, tj.: **BRN3** = **BRN**[REε].

2. SYSTEM Z REGUŁĄ EKSTENSJONALNOŚCI

Opiszemy ogólnie język systemu **BRN3**.
Słownik. Słownik języka tego systemu tworzą:

(a) zmienne nazwowe:	*x*, *y*, *z*...	kategorii	*n*
(b) stałe nazwowe:	*A*,*B*,*C*...	“	*n*
(c) zmienne funktorowe:	*f*,*g*,*h*...	“	*n*/*n*
(d) stałe funktorowe:			
	n	“	*n*/*n*
	ex, *sol*, *ob*	“	*s*/*n*
	ε,⊂,△	“	*s*/*nn*
	¬	“	*s*/*s*
	∧,∨,→,↔	“	*s*/*ss*

Terminy.
Zmienne i stałe nazwowe są terminami.
Jeżeli *t* jest terminem, to *nt*, jak i *ft*,*gt*,*ht*... są też terminami.

Formuły.
Jeżeli *t* jest terminem, to *ex*(*t*), *sol*(*t*) i *ob*(*t*) są formułami.
Jeżeli *s* i *t* są terminami, to *s*ε*t*, *s*⊂*t* i *s*△*t* są formułami.
Jeżeli α jest formułą, to ¬α jest również formułą.
Jeżeli α i β są formułami, to formułami są również α∧β,α∨β,α → β i α ↔ β.

Formuły dzielimy na atomowe i złożone.
Formuły atomowe.
Jeżeli *t* jest terminem, to *ex*(*t*) i *sol*(*t*) są formułami atomowymi.
Jeżeli *s* i *t* są terminami, to *s*ε*t*, *s*⊂*t* i *s*△t są formułami atomowymi.

Formuły złożone.

Formuły nie będące formułami atomowymi są formułami złożonymi.

Reguły.

Oprócz reguły odrywania dla implikacji (MP) przyjmiemy regułę podstawiania dla terminów (TS) postaci:

> Jeżeli $\Phi(x)$ jest schematem zdaniowym uznanym za prawdziwy, to dla dowolnego terminu t, jeśli podstawić ten termin we wszystkich wystąpieniach x w Φ, rezultat tego podstawienia (tj. zdanie lub schemat zdaniowy) $\Phi(t)$ jest również prawdziwy.

oraz regułę podstawiania (FS) dla funktorów (kategorii n/n), o podobnym sformułowaniu, z wykluczeniem podstawiania za zmienne funktorowe funktora negacji nazwowej.

System ten, podobnie jak poprzednie, posiada reguły wprowadzania i opuszczania dla funktorów π i σ oraz regułę ekstensjonalności (dla funktora inkluzji jednostkowej):

REε $x\varepsilon y/\beta(y) \to \beta(x)$,

przy ograniczeniach co do budowy formuł β, które wcześnie zostały przedstawione.

Definicje.

Specyficzne funktory istnienia, jedyności, słabej inkluzji i inkluzji cząstkowej wprowadza się tu definicyjnie:

D*ex* $ex(x) \leftrightarrow \sigma x\varepsilon x$

D*sol* $sol(x) \leftrightarrow \pi x\varepsilon\pi x$

D⊂ $x\subset y \leftrightarrow \pi x\varepsilon y$

D△ $x\vartriangle y \leftrightarrow \sigma x\varepsilon y$

Pozostałe funktory (*ob*, *n*, ○, =, ∩, ∪) są zdefiniowane jak poprzednio.

Na mocy tez przedstawionych wcześniej konstrukcji, zachodzą następujące związki inferencyjne[10]:

[10] Zob. W o j c i e c h o w s k i, *Pewien bezkwantyfikatorowy rachunek nazw* oraz *Zasada ekstensjonalności dla funktorów inkluzji*.

BRN[R1, R2, R3, O*ex*, I*ex*, O*sol*, I*sol*, O⊂, I⊂, O△, I△, Oπ^f Iπ^f, Oσ^f, Iσ^f] ⊂ **BRN**[Aε, Rε, Iπ^f]
BRN[R1, R2, R3, O*ex*, I*ex*, O*sol*, I*sol*, O⊂, I⊂, O△, I△] ⊂ **BRN**[REε, O△, I△].

Zachodzi następujące twierdzenie:

Twierdzenie 1:
System **BRN**[Aε,Rε,Iπ^f] *zawiera się inferencyjnie w systemie* **BRN**[REε].

W dowodzie tego twierdzenia wystarczy pokazać, że Aε jest tezą, a Rε, Iπ^f są regułami wtórnymi systemu **BRN**[REε]. Jest tak istotnie[11]:

T1a $x\varepsilon y \rightarrow \sigma x\varepsilon x$
Dem.

	Hp(1) →	
(2)	$x\varepsilon x$	[1×R1]
(3)	$\sigma x\varepsilon y$	[1,2×Iσ]
(4)	$A\varepsilon x$	[3×Oσ]
(5)	T	[4×Iσ]

T1b $x\varepsilon y \rightarrow \pi x\varepsilon\pi x$
Dem.

	Hp(1) →	
(2)	$x\varepsilon x$	[1×R1]
(3)	$\pi x\varepsilon x$	[Iπ]
(4a)	$z\varepsilon x$	[zd1]
(4b)	$x\varepsilon z$	[2,4a×R3]
(4)	$z\varepsilon x \rightarrow x\varepsilon z$	[4a → 4b]
(5)	$x\varepsilon\pi x$	[4×Iπ]
(6)	$x\varepsilon\pi x \rightarrow \pi x\varepsilon\pi x$	[3×REε]
(7)	T	[5,6×MP]

[11] W dowodach odwoływać się będziemy również do reguł R1, R2, R3 oraz I*sol*, które (jak wcześniej zaznaczono) są tu regułami wtórnymi. Wyrażenia „z” i „zd”, występujące w wierszach dowodowych, są odpowiednio skrótami wyrażeń: „założenie” i „założenie dodatkowe”. Symbole Hp(...) i T znaczą tu odpowiednio: *założenie*(*liczba przesłanek*) oraz *teza* = dowodzony następnik implikacji.

T1c $x\varepsilon y \rightarrow \pi x\varepsilon y$

Dem.

	Hp(1) $\rightarrow$	
(2a)	$z\varepsilon x$	[zd1]
(2b)	$z\varepsilon y$	[1,2a×R2]
(2)	$z\varepsilon x \rightarrow z\varepsilon y$	[2a → 2b]
(3)	T	[2×Iπ]

T1d $\sigma x\varepsilon x \wedge \pi x\varepsilon \pi x \wedge \pi x\varepsilon y \rightarrow x\varepsilon y$

Dem.

	Hp(3) $\rightarrow$	
(4)	$A\varepsilon x$	[1×Oσ]
(5)	$A\varepsilon x \rightarrow \pi x\varepsilon A$	[2×Oπ]
(6)	$\pi x\varepsilon A$	[4,5×MP]
(7)	$x\subset A$	[6,D⊂]
(8)	$x\varepsilon A$	[4,7×R4]
(9)	$A\varepsilon x \rightarrow A\varepsilon y$	[3×Oπ]
(10)	$A\varepsilon y$	[4,9×MP]
(11)	T	[8,10×R2]

T1 $x\varepsilon y \leftrightarrow \sigma x\varepsilon x \wedge \pi x\varepsilon \pi x \wedge \pi x\varepsilon y$ (=Aε)[T1a,T1b,T1c,T1d]

Rε $x\varepsilon fy / x\varepsilon x$

Der.

$\vdash$		
(1)	$x\varepsilon fy$	[z]
(2)	$x\varepsilon fy \rightarrow x\varepsilon x$	[1×REε]
(3)	$x\varepsilon x$	[1,2×MP]

3. INTERPRETACJA W ONTOLOGII ELEMENTARNEJ

System **BRN1**, podobnie jak **BRN3**, zawiera pewien fragment ontologii elementarnej (**EO**). Pokażemy, że ostatni z systemów ma interpretację w **EO**, co będzie zarazem dowodem na jego niesprzeczność.

Skorzystamy z definicji:

ODex $ex(x) \leftrightarrow \Sigma z(z\varepsilon x)$
ODsol $sol(x) \leftrightarrow \Pi zu(z\varepsilon x \wedge u\varepsilon x \rightarrow z\varepsilon u)$
OD$\subset$ $x\subset y \leftrightarrow \Pi z(z\varepsilon x \rightarrow z\varepsilon y)$
OD$\triangle$ $x\triangle y \leftrightarrow \Sigma z(z\varepsilon x \wedge z\varepsilon y)$

Przyjmiemy ponadto definicje funktorów bycia przedmiotem, negacji, mocnej inkluzji, identyczności zakresowej, identyczności jednostkowej oraz iloczynu i sumy nazwowej, takie same jak poprzednio.

Symbol α reprezentuje (tak jak poprzednio) formułę atomową języka **BRN3**, s i t dowolne terminy **BRN3**, a Φ i Ψ są zmiennymi przebiegającymi zbiór formuł (atomowych i złożonych) tego języka.

Udowodnimy twierdzenie:

Twierdzenie 2.

System **BRN3** *zawiera się inferencyjnie w* **OE** *przy następującej regule translacji* (RT):

$\varphi(s\varepsilon t)=s\varepsilon t$	
$\varphi(ex(t))=ex(t)$	
$\varphi(sol(t))=sol(t)$	
$\varphi(s\subset t)=s\subset t$	
$\varphi(s\triangle t)=s\triangle t$	
$\varphi(\alpha(\pi x))=\Pi z\varphi(z\varepsilon x \rightarrow \alpha(z))$	
$\varphi(\alpha(\sigma x))=\Sigma z\varphi(z\varepsilon x \wedge \alpha(z))$	
$\varphi(\Phi(x\varepsilon...))=x\varepsilon x \wedge \varphi\Phi$	gdzie Φ jest formułą typu $x\varepsilon$...
$\varphi(z\varepsilon x \rightarrow \Phi(z))=\Pi z\varphi(z\varepsilon x \rightarrow \Phi(z))$	gdzie z nie pojawia się w założeniach dowodu
$\varphi(\Phi(A))=\Sigma z\Phi(z)$	gdzie A reprezentuje stałą nazwową pojawiającą się w dowodzie
$\varphi(\sim\Phi)=\sim\varphi(\Phi)$	
$\varphi(\Phi\square\Psi)=\varphi(\Phi)\square\varphi(\Psi)$	gdzie $\square$ jest dowolnym spójnikiem zdaniowym.

Dowód tego twierdzenia będzie polegał na pokazaniu, że reguły specyficzne systemu **BRN3** (Oπ, Iπ, Oσ, Iσ, REε) oraz definicje specyficzne tego systemu (Dex, Dsol, D$\subset$, D$\triangle$) są odpowiednio regułami wtórnymi i tezami ontologii elementarnej.

Istotnie, wyżej wymienione reguły specyficzne systemu **BRN3** są regułami wtórnymi **OE** przy tej interpretacji:

φOπ	$\varphi(\alpha(\pi x)/z\varepsilon x \to \alpha(z))$	
	Der.	
	$(1) \vdash (\alpha(\pi x))$	[z]
	$(2) \vdash \Pi z \varphi(z\varepsilon x \to \alpha(z))$	[1×RT]
	$(3) \vdash \varphi(z\varepsilon x \to \alpha(z))$	[2×RT]
φOσ	$\varphi(\alpha(\sigma x)/A\varepsilon x \wedge \alpha(A))$	
	Der.	
	$(1) \vdash \varphi(\alpha(\sigma x))$	[z]
	$(2) \vdash \Sigma z \varphi(z\varepsilon x \wedge \alpha(z))$	[1×RT]
	$(3) \vdash \varphi(A\varepsilon x \wedge \alpha(A))$	[2×RT]
φIσ	$\varphi(z\varepsilon x \wedge \alpha(z)/\alpha(\sigma x))$	
	Der.	
	$(1) \vdash \varphi(z\varepsilon x \wedge \alpha(z))$	[z]
	$(2) \vdash \Sigma z \varphi(z\varepsilon x \wedge \alpha(z))$	[1,**OE**]
	$(3) \vdash \varphi(\alpha(\sigma x))$	[2×RT]
φREε	$\varphi(x\varepsilon y/\beta(y) \to \beta(x))$	[**OE**,RT]

Dowód φREε, który z uwagi na jego prostotę pominiemy, jest tu indukcyjny – z uwagi na budowę formuły β – zgodnie z warunkami podanymi przy sformułowaniu reguły REε. Podobnie tezami ontologii elementarnej są definicje specyficzne **BRN3**:

φD*ex*	$\varphi(ex(x) \leftrightarrow \sigma x\varepsilon x)$	[OD*ex*,RT]
φD*sol*	$\varphi(sol(x) \leftrightarrow \pi x\varepsilon\pi x)$	
	Dem.	
	$\varphi(sol(x)) \leftrightarrow sol(x)$	[RT]
	$\Pi zu(z\varepsilon x \wedge u\varepsilon x \to z\varepsilon u)$	[OD*sol*]
	$\Pi z(z\varepsilon x \to \Pi u(u\varepsilon x \to z\varepsilon x))$	[**OE**]
	$\Pi z(z\varepsilon x \to \varphi(z\varepsilon\pi x))$	[RT]
	$\varphi(\pi x\varepsilon\pi x)$	[RT]

$\varphi D\subset$ $\quad \varphi(x\subset y \leftrightarrow \pi x\varepsilon y)$ $\quad$ [OD⊂,RT]

$\varphi D\triangle$ $\quad \varphi(x\triangle y \leftrightarrow \sigma x\varepsilon y)$ $\quad$ [OD△,RT]

Kończy to dowód tego twierdzenia.

4. UWAGI KOŃCOWE

Przedstawiony wyżej rachunek nazw (**BRN3**) jest istotnym rozszerzeniem rachunku nazw Borkowskiego (**BRN1**). Przykładami formuł nie będących tezami **BRN1**, a dowodliwymi na gruncie **BRN3** są: $x\varepsilon x \rightarrow x\varepsilon\pi x$ i $x\varepsilon y \leftrightarrow x\varepsilon\pi x\wedge\pi x\varepsilon y$[12].

Konstrukcje tego typu, realizujące ideę bezkwantyfikatorowego rachunku nazw, traktowane jako narzędzia formalne w analizie języka naturalnego, można by stosunkowo prosto wykorzystać do budowy automatycznego translatora ze zdań języka naturalnego, zawierającego wyrażenia kwantyfikujące *wszystkie*/*pewne* na język formalny (w szczególności język prezentowanych tu bezkwantyfikatorowych rachunków nazwowych)[13].

BIBLIOGRAFIA

B o r k o w s k i L.: Bezkwantyfikatorowy założeniowy system rachunku nazw. Część I, „Roczniki Filozoficzne” 28 (1980), z. 1, s. 133-148. (Wersja angielska: A Quantifier-less Suppositional System of Calculus of Names, [w:] Studies in Logic and Theory of Knowledge, t. 1, Lublin: TN KUL 1985).

— Bezkwantyfikatorowy założeniowy system rachunku nazw. Część II, „Roczniki Filozoficzne” 41 (1993), z. 1, s. 11-21.

— Logiczna analiza wyrażenia jakiś (jakaś, jakieś) *a*, „Roczniki Filozoficzne” 41 (1993), z. 1, s. 5-9.

K l e m e n s i e w i c z Z.: Podstawowe wiadomości z gramatyki języka polskiego, wyd. 6, Warszawa: PWN 1970.

[12] Zob. W o j c i e c h o w s k i, *Pewien bezkwantyfikatorowy rachunek nazw*, s. 119 n.

[13] Uzyskane na ich gruncie konsekwencje tych zdań, można by przetłumaczyć z powrotem na język naturalny. Do budowy takiego translatora (i zarazem narzędzia wspomagającego dowodzenie) preferowany byłby język Prolog.

W o j c i e c h o w s k i E.: Zwischen der Syllogistik und den Systemen von Leśniewski: Eine Rekonstruktion der Idee der Quantifizierung der Prädikate, „Grazer Philosophische Studien" 48 (1994), s. 165-200.

— Pewien bezkwantyfikatorowy rachunek nazw, [w:] J. P e r z a n o w s k i, A. P i e t r u s z c z a k (red.), Logika & Filozofia logiczna. FLFL 1996-1998, Toruń: Wydawnictwo UMK 2000, s. 109-126.

— Zasada ekstensjonalności dla funktorów inkluzji, „Logika" (Acta Universitatis Wratislaviensis) – [artykuł przyjęty do druku].

A QUANTIFIER-LESS CALCULUS OF NAMES WITH THE RULE OF EXTENSIONALITY

S u m m a r y

Ludwik Borkowski has constructed a quantifier-less calculus of names (**BRN1**), which is regarded as a base system here. The system can be extended with the use of the deductive power of rules of introduction and omission of functors π and σ (**BRN2**), which serve here as the substitutes of quantifiers. If we adopt the extensionality rule for the functor of singular inclusion (REε), we obtain yet another extending of the system (**BRN3**) accompanied by simultaneous considerable reduction of the primary rules. The interpretation of the last system in elementary ontology is included.

Summarised by Eugeniusz Wojciechowski

Słowa kluczowe: bezkwantyfikatorowy rachunek nazw, reguła ekstensjonalności dla funktora inkluzji jednostkowej, ontologia elementarna, systemy Leśniewskiego.

Key words: quantifier-less calculus of names, extensionality rule for the functor of singular inclusion, elementary ontology, Leśniewski's systems.

Information about Author: Dr EUGENIUSZ WOJCIECHOWSKI – Philosophy of Nature and Regional Culture History Division, Agriculture University of Cracow; address for correspondence: Al. 29 Listopada 46, PL 31-425 Kraków; e-mail: rlwojcie@cyf-kr.edu.pl