Innocenty Maria Bocheński

O kategoriach syntaktycznych

Filozofia Nauki 20/3, 141-159

2012

Filozofia Nauki
Rok XX, 2012, Nr 3(79)

ARCHIWUM

Innocenty Maria Bocheński

O kategoriach syntaktycznych[1]

W 1949 roku w czasopiśmie *The New Scholasticism* (t. 23, s. 257-280) ukazał się napisany przez Innocentego Marię Bocheńskiego artykuł „On the Syntactical Categories". Praca Bocheńskiego — jak dotąd — nie ukazała się w języku polskim i jest w Polsce prawie nieznana, a — co za tym idzie — nie jest należycie doceniona. W swej pracy Bocheński podaje ontologiczne ugruntowanie teorii kategorii syntaktycznych Husserla-Leśniewskiego-Ajdukiewicza w myśl zasady: *Syntax mirrors Ontology* i wskazuje zastosowania teorii kategorii wyrażeń — poszerzonej o własne nowatorskie rozwiązania — do krytycznej analizy terminologii pracy *Principia Mathematica* Bertranda Russella i Alfreda Northa Whiteheada, do rozwiązania antynomii logicznych, analizy problemu uniwersaliów i zagadnienia jednorodności istnienia, a także do analizy dezyderatywów i imperatywów. Warto wspomnieć, że Bocheński zaproponował w „On the Syntactical Categories" wymienione wyżej zastosowania teorii kategorii wyrażeń niezależnie od aplikacji teorii kategorii wskazanych przez Ajdukiewicza m.in. w „Wykładach Kazimierza Ajdukiewicza z teorii poznania w roku akademickim 1930-31" (*Edukacja Filozoficzna*, t. 5 (1988), s. 468-473) oraz we fragmentach „Wykładów z semantyki logicznej wygłoszonych w Uniwersytecie Jana Kazimierza we Lwowie w roku akademickim 1930/31" opublikowanych pod tytułem „Kategorie syntaktyczne i antynomie logiczne" (*Filozofia Nauki*, nr 1 (1993), s. 163-182); (wykłady odtworzone na podstawie notatek Profesora Kazimierza Szałajki). Poniżej — polskie tłumaczenie pracy Bocheńskiego.

Aleksandra Horecka

* * *

Teoria kategorii syntaktycznych (skrótowo oznaczanych tutaj jako „SC") była od XII w. tradycyjną częścią logiki scholastycznej. W istocie ideę kategorii zawdzięczamy Arystotelesowi.[2] Po barbarzyńskim okresie, który dla logiki stanowią wieki

[1] „On the Syntactical Categories", *The New Scholasticism*, t. 23, s. 257-280.

[2] *O interpretacji* 1-5. 16a1-17a24. Jest to pierwsza znana próba klasyfikacji SC; niektóre uwagi zawarte w tej części pracy Arystotelesa są nadal niedoścignione — np. definicja symbolu zawarta w 16a 2a i niżej, definicja zdania, 17a 3 i niżej, itp. Nie ma wątpliwości co do tego, że scholastycy

ery nowożytnej (XVI w. — 1847 r.), pierwsi nowocześni logicy prawie nie przejawiali zainteresowania tym zagadnieniem. Na początku naszego stulecia zarys teorii SC jako pierwszy nakreślił Husserl.[3] Prawie trzydzieści lat później ścisły system takich kategorii wypracował Stanisław Leśniewski, jednak autor niniejszego artykułu wie o istnieniu tylko jednego ogólnego opracowania na ten temat[4] — o pracy Profesora Kazimierza Ajdukiewicza.[5] Wydaje się, że pomimo wspaniałego rozwoju innych dziedzin wchodzących w zakres syntaktyki logicznej, współcześni logicy mają skłonności do zaniedbywania nieco problematyki SC.[6]

A przecież temat ten nie jest bez znaczenia. Wiele niebezpieczeństw pojawienia się zamieszania w systemach logicznych mogłoby zostać zażegnanych, gdyby przykładano należytą wagę do teorii SC. Nie ma także wątpliwości co do tego, że doktryna tego rodzaju stworzyłaby użyteczne ramy dla dociekań empirycznych w lingwistyce i gramatyce porównawczej; co więcej, wydaje się, że teoria SC mogłaby znaleźć kilka równie ważnych zastosowań w ontologii.[7]

Celem niniejszej pracy jest dalsze rozwinięcie głównych idei proponowanych przez Profesora Ajdukiewicza[8] — zarysowanie szkicu takiej teorii oraz jej zastosowań do pewnych problemów logicznych i ontologicznych. Metoda będzie raczej nie-

---

znacznie rozwinęli Arystotelesowską syntaktykę. Jednakże — jako że ogólnie dotyczy to całej dziedziny scholastycznej logiki — nie mamy na ten temat informacji, gdyż nie istnieje żadna zadowalająca monografia tego tematu.

[3] *Logische Untersuchungen* (*Badania logiczne*) (Halle/Salle, 1913) II, 294, 305 i n., 316 i n., 326 i n. Husserl nazywa je „Bedeutungskategorien”, czyli „kategoriami znaczeniowymi”.

[4] „Grundzüge eines neuen Systems der Grundlagen der Mathematik”, *Fundamenta Mathematicae*, XI (1929), s. 13 i n., 67 i n. Szkoda, że St. Leśniewski (1885-1939), który był uważany za najwybitniejszego polskiego logika, zmarł opublikowawszy tylko niewielką część wyników swoich badań. Co więcej, nawet te prace, które zostały opublikowane, są rzadko czytane, a ich rezultaty — wykorzystywane.

[5] „Die syntaktische Konnexität” („O spójności syntaktycznej”) *Studia Philosophica*, Commentarii Societatis Philosophicae Polonorum I (1935), s. 1-28.

[6] O sprawie tej oczywiście często się wspomina a kilka definicji związanych z tym zagadnieniem zostało już sformułowanych. Por. np. A. Tarski, „Der Wahrheitsbegriff in formalisierten Sprachen”, *Studia Philosophica*, I, 261-406; R. Carnap, *Introduction to Semantics* (III wyd., Cambridge, Mass., 1948), s. 43. Także gramatycy studiowali zagadnienie — np. O. Petersen, *The Philosophy of Grammar* (London, 1924), s. 96 i n.

[7] Ktoś może być ciekaw, w jaki sposób analizy języka mogą mieć wpływ na problemy ontologiczne. Odpowiedź — część tego, co powiedziano w paragrafie 6 — jest taka, że w każdym języku istnieje podbudowa ontologiczna: syntaktyka jest lustrzanym odbiciem ontologii. Wydaje się, że uwaga ta, zasugerowana autorowi przez Profesora E.W. Betha (któremu autor zawdzięcza także kilka innych sugestii i poprawek) — ma dość ważne konsekwencje filozoficzne. W świetle paragrafu 4 nie może być wątpliwości, że ostateczne fundamenty języka *Principia Mathematica* tkwią w tej samej ontologii, która leży u podstaw języka potocznego — mianowicie w ontologii Arystotelesowskiej — i to samo można powiedzieć o wszystkich językach symbolicznych. Nie interesują nas tutaj takie problemy, ale powyższą uwagę można zaadresować osobom studiującym tomizm — jako temat do medytacji.

[8] Z tej ważnej pracy zaczerpnięte zostały główne idee wyjaśniane w paragrafach 1-3 oraz 5. Jednakże Profesor Ajdukiewicz mówi nie tylko o kategoriach syntaktycznych, lecz także o semantycznych; Autor niniejszej pracy sam dokonał formalizacji definicji i praw.

formalna; zakładamy, że czytelnik zna symbolikę elementarnej logiki matematycznej i potrafi nią operować;[9] bardziej skomplikowane pojęcia będą krótko wyjaśniane.

I. TEORIA SC

Część ta składa się z czterech paragrafów:
(1) Definicja
(2) Zasada podziału
(3) Podział SC
(4) SC używane w *Principia Mathematica* *1-*34.

1. Definicja

Poza terminami logicznymi będziemy używać tutaj następujących specjalnych terminów pierwotnych: „symbol", „część", „formuła poprawnie zbudowana" i „zastępowanie"; w następnym paragrafie wprowadzony zostanie jeszcze jeden termin pierwotny: „determinuje". Intuicyjna eksplikacja pierwszych czterech terminów jest następująca:

„*Symbol*": x jest symbolem języka l — symbolicznie $Sy(x, l)$ — zawsze i tylko wtedy, gdy: (1) x jest napisem, (2) x jest elementem l, (3) x ma samodzielne znaczenie w l — w przeciwieństwie do takich części symboli (np. pojedynczych liter), które w l same niczego nie znaczą.

„*Część*": x jest częścią y-a w języku l — symbolicznie $P(x, y, l)$ — zawsze i tylko wtedy, gdy: (1) $Sy(x, l)$, (2) albo $x = y$, albo y jest ciągiem symboli języka l i x jest jednym z nich.

„*Formuła poprawnie zbudowana*" lub, dla zwięzłości, „formuła": x jest formułą języka l — symbolicznie $Fl(x, l)$ — zawsze i tylko wtedy, gdy części x-a są połączone w x zgodnie z prawami syntaktyki języka l i, w konsekwencji, $Sy(x, l)$.

„*Zastępowanie*": v jest rezultatem zastąpienia x-a przez y w u — symbolicznie $Sb(x, y, u, v)$ — zawsze i tylko wtedy, gdy u oraz v mają taką samą formę graficzną, z tym zastrzeżeniem, że w każdym miejscu, w którym w u występuje x, w v występuje y.

Skoro objaśniliśmy terminy pierwotne, możemy przejść do sformułowania definicji SC. Wyrazimy ją najpierw słownie, jeszcze w formie nie w pełni właściwej:

Symbole x i y należą do tej samej SC języka l zawsze i tylko wtedy, gdy dla każdych u oraz v, jeśli $Sb(x, y, u, v)$ i $Fl(u, l)$, to także $Fl(v, l)$ i *vice versa*.[10]

---

[9] A.N. Whitehead i B. Russell: *Principia Mathematica*, I (drugie wyd., Cambridge, 1935); W. Quine, *Mathematical Logic* (II wyd., New York, 1947).

[10] W przeciwieństwie do Profesora Ajdukiewicza (praca przywołana w odnośniku 4 na s. 3) w naszej definicji nie wspominamy o znaczeniu; to zakłada, że język, o którym mowa, składa się z niedwuznacznych słów. Można wykazać jednak, że nawet jeśli używane słowa byłyby analogiczne, nasza definicja nadal pozostałaby poprawna. Dzięki wyeliminowaniu jakichkolwiek odwołań do znaczenia, nasza definicja staje się czysto syntaktyczna, co stanowi jej zaletę.

Teraz — kilka przykładów dla języka angielskiego. Słowa „logician" („logik") i „ape" („małpa") należą do tej samej SC tego języka, ponieważ jeżeli „every logician smokes a pipe" („każdy logik pali fajkę") jest formułą języka angielskiego, to „every ape smokes a pipe" („każda małpa pali fajkę") jest również jego formułą; i jako że „every ape has a tail" („każda małpa ma ogon") jest formułą, „every logician has a tail" („każdy logik ma ogon") jest również formułą (pomimo tego, że pierwsze jest — przynajmniej o ile autor niniejszej pracy się orientuje — prawdą, a drugie — fałszem: albowiem oba mają znaczenie przez sam fakt, że są prawdziwe lub fałszywe; żaden nonsens nie może być określony jako prawda lub nieprawda). Ale „logician" („logik") i „eats" („je") nie należą do tej samej SC, ponieważ „every logician smokes a pipe" („każdy logik pali fajkę") jest formułą języka angielskiego, podczas gdy „every eats smokes a pipe" („każdy je pali fajkę") — nie jest. I to z całym szacunkiem dla logików.

Powyższe przykłady pokazują, że klasyfikacja słów dokonywana przez gramatyków na rzeczowniki, czasowniki, przymiotniki itd. jest podziałem na SC, jednakże przeprowadzona jest ona bardzo źle, bez żadnej zasady przewodniej i z uporczywym wysiłkiem dostosowania podziału do różnorodności naturalnych form językowych — to próba, która nie może się powieść lepiej niż próba geometry, który starałby się stworzyć klasyfikację form geometrycznych kierując się różnorodnością kształtów znalezionych w lesie.

Napisawszy, co powyżej, przejdźmy do precyzyjniejszej definicji sformułowanej przy użyciu symboli logicznych.

Najpierw musimy zdefiniować (trójargumentową) relację zachodzącą pomiędzy dwoma symbolami języka, które mogą być zastępowane w powyższy sposób. Relacja ta to właśnie należenie do tej samej SC; będzie ona oznaczana symbolem „*SS*":

(1) $SS(x, y, l) :: \equiv :: (u, v) :: Fl(u, l) :. \supset :. P(x, u, l) . Sb(y, x, u, v) . y . P(y, u, l) . Sb(x, y, u, v) : \supset : Fl(v, l)$[11]

Jest to ścisłe wyrażenie słownego określenia podanego powyżej. Widoczne trudności płyną stąd, że musimy uwzględnić wzajemną zastępowalność *y*-a *x*-em i *x*-a *y*-em.

Teraz można zdefiniować relację zachodzącą między klasą terminów o powyższej charakterystyce i językiem. Klasa taka jest SC tego języka. Relacja ta będzie oznaczana przez „*SC*".

(2) $SC(\alpha, l) . \equiv . (x, y) . x, y, \varepsilon\, \alpha \supset SS(x, y, l)$[12]

tj. α jest SC języka *l* zawsze i tylko wtedy, gdy wszystkie elementy α mogą być wzajemnie zastąpione w powyżej opisany sposób. Zauważmy, że nie zdefiniowali-

[11] Formułę tę można zapisać używając uwspółcześnionej notacji następująco: $SS(x, y, l) \equiv \forall u \forall v (Fl(u, l) \Rightarrow (P(x, u, l) \wedge Sb(y, x, u, v) \wedge \forall y((P(y, u, l) \wedge Sb(x, y, u, v)) \Rightarrow Fl(v, l))))$ (przyp. tłum.).

[12] $SC(\alpha, l) \equiv \forall x \forall y ((x\varepsilon\alpha \wedge y\varepsilon\alpha) \Rightarrow SS(x, y, l))$ (przyp. tłum.).

śmy ogólnego pojęcia SC, a jedynie pojęcie SC danego języka, tylko takie bowiem pojęcie jest przydatne. Podanie ogólnej definicji SC nie nastręcza trudności — jest to mianowicie klasa wszystkich klas α taka, że dla pewnego *l* mamy $SC\ (\alpha, l)$ — tj. jest to dziedzina SC.

Konieczne jest jeszcze zdefiniowanie trzeciej relacji, mianowicie (trójczłonowej) relacji zachodzącej pomiędzy symbolem, jego SC i ich językiem. Będziemy oznaczać tę relację symbolem „*BS*", który będziemy odczytywać: „należy do SC". Definicja[13] brzmi następująco:

(3) $BS\ (x, \alpha, l)\ .\equiv.\ \alpha = sg\text{'}SC\text{'}(x, l)$[14]

Wreszcie, będziemy używać skrótu dla formuły „drugi człon *BS* pozostający w relacji z *x* i *l*", tj. „SC *x*-a w *l*"; to będzie oznaczane skrótem „*CT*'(x, l):

(4) $CT = BS_2$[15].

Przydatne są następujące prawa, które można w prosty sposób otrzymać z powyższych formuł:

(4) $(l, x, y, u, v) :.\ Fl(u, l)\ P(x, u, l)\ Sb(y, x, u, v)\ .\supset.\ Fl(v, l) :\supset: CT\text{'}(x, l) = CT\text{'}(y, l)$[16]

tj. jeżeli dwa symbole mogą być wzajemnie zastąpione w opisany sposób, należą one do tej samej SC.

(5) $(l, x, y) : (\exists\, u, v)\ .\ Fl(u, l)\ .\ P(x, u, l)\ .\ Sb(y, x, u, v)\ .\sim.\ Fl(v, l)\ .\supset.\ CT\text{'}(x, l) \neq CT\text{'}(y, l)$[17]

tj. jeżeli istnieje para zbiorów znaków taka, że zastąpienie *x*-a *y*-em w jednym z nich będącym formułą, daje w rezultacie inny, który nie jest formułą, to *x* i *y* nie należą do tej samej SC.

Ważne są dwa następujące prawa:

---

[13] Ponieważ mamy do czynienia z relacją trójargumentową, używana będzie pewna notacja logiki takich relacji (nieużywana w *Principiach).* Przedstawiamy ją za: R. Carnap, *Abriss der Logistik* (Wiedeń, 1929), s. 43 i n., z niewielkimi modyfikacjami:

W trójczłonowej relacji mamy trzy człony; zastosujemy notację: „$R_1\text{'}(y, z)$", „$R_2\text{'}(x, z)$", „$R_3\text{'}(x, y)$". Podobnie, będą trzy klasy członów, odpowiednio oznaczone: „$sg_1\text{'}R_1\text{'}(y, z)$", „$sg_2\text{'}R_2\text{'}(x, z)$", „$sg_3\text{'}R_3\text{'}(x, y)$". Wreszcie, nie ma dziedziny konwersu, ale trzy różne dziedziny: $D_1\text{'}R = \check{x}\ (y, z)\ \mathrm{R}(x, y, z)$, $D_2\text{'}R = \check{y}\ (x, z)\ \mathrm{R}(x, y, z)$, $D_3\text{'}R = \check{z}\ (x, y)$.

[14] $BS(x, \alpha, l) \equiv \alpha = sg\text{'}SC\text{'}(x, l)$ (przyp. tłum.).

[15] Wolno sądzić, że w formule tej w tekście angielskim omyłkowo pominięto apostrof „'" po „*CT*"; powinno być: $CT\text{'} = BS_2$ (przyp. tłum.).

[16] Formuła ta jest w tekście angielskim opatrzona błędnie numerem „(4)" — nie zmieniam tego. Ma ona postać: $\forall l \forall x \forall y \forall u \forall v\ (((Fl(u, l) \wedge P(x, u, l) \wedge Sb\ (y, x, u, v)) \Rightarrow Fl(v, l)) \Rightarrow CT\text{'}(x, l) = CT\text{'}(y, l))$ (przyp. tłum).

[17] $\forall l \forall x \forall y \exists u \exists v((Fl\ (u, l) \wedge P\ (x, u, l) \wedge Sb\ (y, x, u, v) \wedge {\sim}Fl(v, l)) \Rightarrow CT\text{'}(x, l) \neq CT\text{'}(y, l))$ (przyp. tłum.).

(6) $(x, l) : Sy(x, l) . \supset . (\exists\, \alpha) . SC(\alpha, l) . x \, \varepsilon \, \alpha$[18]

tj. każdy symbol danego języka należy do jakiejś SC tego języka.

(7) $(x, l) : Fl\,(x, l) . \supset . (\exists\, \alpha) . SC(\alpha, l) . x \, \varepsilon \, \alpha$[19]

tj. każda formuła języka należy do jakiejś SC tego języka.

2. Zasada podziału

Każde zdanie jest całością i oznacza jako całość. W rezultacie, możliwe są tylko dwie alternatywne struktury zdania: (1) bądź składa się ono tylko z jednego symbolu, (2) bądź składa się ono z większej liczby symboli — ale w tym wypadku musi istnieć związek pomiędzy symbolami przekształcający je w jedną znaczącą całość. Powstaje teraz pytanie co do rodzaju owego związku; a odpowiedź jest taka, że jest on zawsze konstytuowany przez determinację jednego symbolu lub większej liczby symboli przez inny symbol. Definiujemy „determinuje" następująco: symbol *x* determinuje symbol *y* zawsze i tylko wtedy, gdy to, co jest oznaczane przez *x*, jest własnością tego, co jest oznaczane przez *y* — słowo „własność" rozumiane jest przy tym w możliwie najszerszym sensie i obejmuje istotne czynniki, konieczne i akcydentalne własności, a także relacje. Stąd, jeśli *R* jest nazwą relacji zachodzącej między tym, co jest symbolizowane przez *x* i *y*, powiemy, że *R* determinuje *x* i *y*. Pojęcie determinacji jest bardzo abstrakcyjne, jednakże — jak zobaczymy — bardzo przydatne.

I teraz: to, co tyczy się zdań, tyczy się także wszystkich grup symboli posiadających znaczenie. Aby grupa taka była całością posiadającą znaczenie, a nie jedynie ciągiem niezwiązanych ze sobą symboli, musi istnieć związek polegający na determinacji; np. wyrażenie „Jan, Piotr" nie posiada znaczenia; aby nadać mu znaczenie, musimy dodać pewną determinację, np. „lubi", „i" itp.

Uzasadnienie podstawowej zasady naszej teorii SC jest dwojakie: (1) Nie znamy — i nawet nie jesteśmy w stanie wyobrazić sobie — języka, w którym symbole byłyby powiązane w inny sposób. (2) Jako że cała formuła — jak twierdzimy — wyraża obiektywną całość, połączenie symboli w formule będzie z konieczności odpowiadało, przynajmniej tak dalece, jak obowiązuje ogólna zasada, sposobowi połączenia części w obiekcie; a połączenie to jest ostatecznie zawsze przysługiwaniem własności (w najszerszym sensie tego słowa) przedmiotowi. Wydaje się, że niektórzy myślą, że przysługiwanie może być zastąpione przez materialne zestawienie, jak w wypadku dwóch kamieni umieszczonych jeden przy drugim. Zapominają oni, że nawet w wypadku wspomnianych kamieni istnieje przynajmniej czasoprzestrzenna relacja pomiędzy nimi, i że jest absurdalne uznawanie owej relacji za trzeci kamień

[18] $\forall x \forall l (Sy(x, l) \Rightarrow \exists \alpha (SC(\alpha, l) \wedge x \, \varepsilon \, \alpha))$ (przyp. tłum).
[19] $\forall x \forall l (Fl(x, l) \Rightarrow \exists \alpha (SC(\alpha, l) \wedge x \, \varepsilon \, \alpha))$ (przyp. tłum).

umieszczony między owymi dwoma: relacja tkwi w pewien sposób *w* kamieniach — jest ich własnością.

Zawsze i tylko wtedy, gdy x determinuje y-a, powiemy, że x jest operatorem y-a, a y — argumentem x-a; symbolicznie: $Op(x, y)$. Czytelnicy zaznajomieni z matematyką proszeni są o niebranie tutaj pod uwagę matematycznego znaczenia słowa „operator" i o rozumienie go dokładnie zgodnie z powyższą definicją. Czasami może być więcej argumentów jednego operatora — jak to jest w wypadku relacji: np. w „Jan lubi fajkę" operator „lubi" determinuje dwa argumenty: „Jan" i „fajkę". Sytuacja odwrotna nie jest jednak możliwa: może istnieć tylko jeden operator determinujący wprost jeden argument lub więcej takich argumentów. Jeżeli w jednej i tej samej formule pojawia się więcej operatorów, wtedy się one determinują. Np. w zdaniu „Jan jest bardzo namiętnym palaczem" słowo „bardzo" jest operatorem słowa „namiętnym", a grupa tak utworzona („bardzo namiętny") jest operatorem słowa „palaczem"; całość „bardzo namiętnym palaczem" jest (drugim) argumentem operatora głównego „jest". Struktura tego zdania stanie się wyraźna, jeśli umieścimy wszystkie operatory przed odpowiadającymi im argumentami i dodamy nawiasy. Otrzymujemy wtedy:

jest {Jan, [bardzo (namiętnym)] (palaczem)}

Do powyższych rozważań można dodać jedną uwagę. Aby zdefiniować „determinuje", użyliśmy relacji semantycznej, a nie syntaktycznej, i — jako że nie rozwijaliśmy systemu semantyki — byliśmy zmuszeni do pozostawienia naszej definicji w raczej niedoprecyzowanej postaci. Można by tego uniknąć dzięki sformułowaniu definicji w sposób czysto syntaktyczny, np. mówiąc, że operator to symbol, który poprzedza swoje argumenty itp. To wymagałoby jednakże wcześniejszego podania zbioru ścisłych reguł syntaktycznych. Żaden jednak język naturalny nie ma takich reguł, a spośród języków sztucznych, zaledwie kilka takie reguły posiada. Dlatego też jest wskazane, abyśmy badali prawa SC w ogólności, powstrzymali się od tworzenia ściślejszych definicji i zadowolili się powyższymi opisami.

Możemy teraz sformułować jedno ważne prawo klasyfikacji SC: ilekroć jakiś symbol jest operatorem innego symbolu, tylekroć SC pierwszego z nich jest inna niż SC drugiego:

(8) $(x, y, l) \,.\, Op(x, y, l) \supset CT'(x, l) \neq CT'(y, l)$[20]

Prawo to jest intuicyjne, lecz należałoby znaleźć jego ufundowanie, ponieważ w wyniku naruszenia tego prawa, w języku powstają antynomie.

[20] $\forall x \forall y \forall l (Op(x, y, l) \Rightarrow CT'(x, l) \neq CT'(y, l))$ (przyp. tłum.).

3. Podział SC

Każdy symbol jakiegokolwiek języka należy do jednej z następujących, wzajemnie rozłącznych klas:

(1) $D'_1Op \cap D'_2Op$,
(2) $D'_1Op \cap — D'_2Op$,
(3) $— D'_1Op \cap D'_2Op$,
(4) $— D'_1Op \cap — D'_2Op$,

tj.

(1) symbole będące zarazem operatorami i argumentami,
(2) symbole będące operatorami, ale niebędące argumentami,
(3) symbole będące argumentami, ale niebędące operatorami,
(4) symbole niebędące ani operatorami, ani argumentami.

Spośród tych czterech klas — pierwsza i trzecia są licznie reprezentowane w każdym języku.

Symbole należące do trzeciej klasy będą nazywane „symbolami podstawowymi", a ich SC — „podstawowymi SC"; symbole te oznaczają coś, co może posiadać własność, ale nie może samo być własnością. Symbole należące do pierwszej klasy będą w skrócie nazywane „operatorami", a ich SC „SC operacyjnymi"; symbole te oznaczają coś, co może zarazem posiadać własność i być własnością.

Powody przyjęcia określonej liczby podstawowych SC muszą być natury ontologicznej lub konwencjonalnej; w naturze języka nie ma — jak się zdaje — niczego takiego, co przesądzałoby o liczbie takich kategorii. Istnieją jednak zarówno ontologiczne, jak i semantyczne racje przyjęcia przynajmniej dwóch podstawowych SC — w każdym razie nie znamy żadnego będącego w użyciu języka, który mógłby być utworzony bez nich. Są to SC nazw indywidualnych — symbolicznie n — i zdań — symbolicznie s. Zobaczymy później, że w wypadku języka pełnego konieczne wydaje się przyjęcie również pewnych innych SC podstawowych.

Jednakże kiedy przyjmie się już określone podstawowe SC, możliwe jest stworzenie ściśle określonej — ale nieograniczonej — hierarchii SC operacyjnych. Ktoś może dzięki konwencji ograniczyć ich liczbę, ale nie może jej zwiększyć. Hierarchia ta tworzona jest przy zastosowaniu podziałów operatorów ze względu na trzy kryteria:

(1) SC argumentów operatora,
(2) liczbę argumentów operatora,
(3) SC całej formuły złożonej z operatora i jego argumentu (argumentów).

(1) Operator determinujący symbol należący do SC α będzie nazwany „α-operatorem". Podstawowe prawo jest tutaj takie, że jeżeli $\alpha \neq \beta$, to α-operator należy do innej SC niż β-operator:

(9) $(x, y, u, v, l) : Op(x, u, l) \,.\, Op(y, v, l) \,.\, CT'(u, l) \neq CT'(v, l) \,.\supset.\, CT(x, l) \neq CT(y, l)$[21]

Zgodnie z tym kryterium, wszystkie operacyjne SC można podzielić na dwie klasy: (a) SC operatorów determinujących symbole podstawowe; będziemy je nazywać „*F*-operatorami"; (b) SC operatorów determinujących inne operatory; będziemy je nazywać „O-operatorami". Ostatnia klasa jest klasą klasycznych *syncategoremata*.

F-operatory zostaną następnie podzielone ze względu na SC determinowanego przez nie symbolu; stąd będziemy mieli operatory od argumentów nazwowych, operatory od argumentów zdaniowych i tak dalej — tyle, ile jest podstawowych SC. Podział O-operatorów umożliwia powstanie złożonej hierarchii. Powstaną najpierw operatory determinujące F-operatory, które nazwiemy „OF-operatorami"; potem będziemy mieć operatory determinujące OF-operatory zwane „OOF-operatorami"; dalej — operatory determinujące OOF-operatory, i tak dalej, tyle, ile potrzeba.

(2) Operator może determinować jeden argument lub więcej argumentów; i jeśli $m \neq n$, to SC operatora determinującego *m* argumentów jest różna od SC operatora determinującego *n* argumentów. W języku naturalnym nie obserwujemy tej reguły. Mówimy np. „Jan pali" (jeden argument słowa „pali") i „Jan pali fajkę" (dwa argumenty). Jednakże po głębszym zastanowieniu nad znaczeniem słowa „pali", widzimy, że bądź pierwsze ze zdań jest niekompletne, bądź znaczenie słowa „pali" jest różne w obu wypadkach. Operator determinujący *n* argumentów będzie nazywany „*n*-argumentowym". Stąd będziemy mieli operatory jednoargumentowe, dwuargumentowe, trójargumentowe, czteroargumentowe, pięcioargumentowe itd.

(3) Wreszcie jeśli $\alpha \neq \beta$, to operator, który tworzy ze swoim argumentem (lub swoimi argumentami) formułę należącą do SCα, należy do innej SC niż operator, który tworzy ze swoim argumentem (lub swoimi argumentami) formułę należącą do SCβ. Operator tworzący ze swoim argumentem (lub swoimi argumentami) formułę należącą do SCα[22], będzie nazywany „operatorem α-twórczym". W rezultacie otrzymamy operatory *F*-twórcze, *n*-twórcze, *s*-twórcze, *O*-twórcze, *OF*-twórcze itd.[23]

---

[21] $\forall x \forall y \forall u \forall v \forall l\, ((Op(x, u, l) \wedge Op(y, v, l) \wedge CT'(u, l) \neq CT'(v, l)) \Rightarrow CT(x, l) \neq CT(y, l))$ (przyp. tłum.).

[22] W tekście angielskim pominięto omyłkowo „α": napisano samo „SC", zamiast „SCα". Dodaję tu jednak ten symbol (przyp. tłum.).

[23] Porównanie tego, co powyżej, z tekstem Jaspersena przywoływanym w przypisie 5 (w rzeczywistości jednak Bocheński w przypisie 5 przywołuje pracę Petersena, a nie Jaspersena; jest to zapewne błąd drukarski — przypis tłum.). Niniejszy artykuł był już napisany, kiedy autor przeczytał wysoce interesującą pracę Profesora H. Curry'ego „Language and formal systems" (*Proceedings of the Xth International Congress of Philosophy*, I, Amsterdam 1949, s. 27-29), w której zwięźle zarysowano podobne idee i zaproponowano dogodną terminologię. Profesor Curry używa terminu „funktor" zamiast naszego „operator", „operator" — zamiast „nazwotwórczy operator od argumentów nazwowych", „predykator" — zamiast „zdaniotwórczy operator od argumentów nazwowych", „konektor" — zamiast „zdaniotwórczy operator od argumentów zdaniowych". Charakterystyczne, że nie przywołuje on pracy Profesora Ajdukiewicza; wydaje się, że to potwierdza nasze przekonanie, że praca ta nie cieszyła się takim zainteresowaniem, na jakie zasługiwała.

Istnieje bardzo użyteczna notacja dla SC operatorów zaproponowana przez Profesora Ajdukiewicza. SC operacyjna jest symbolizowana przez ułamek, którego licznik jest tworzony na podstawie nazw SC, do której należy tworzona przy użyciu danego operatora formuła, a mianownik jest nazwą (lub nazwami) kategorii symbolu determinowanego (lub symboli determinowanych) przez ten operator. Jeżeli przez operator determinowanych jest więcej symboli niż jeden, to litery zapisywane w mianowniku są rozdzielane przecinkami. I tak, nazwotwórcze operatory od argumentów nazwowych należą do SC *n/n*, jeśli są jednoargumentowe; jeśli są dwuargumentowe, ich SC ma postać *n/n,n*. Operator determinujący zdaniotwórczy operator od argumentu zdaniowego i tworzący z nim inny zdaniotwórczy operator od argumentu zdaniowego będzie należał do SC *s/s//s/s*[24] itd.

Profesor Ajdukiewicz używa tej notacji, aby podać metodę rozstrzygania, czy ciąg symboli jest formułą poprawnie zbudowaną. Reguła, na której zasadza się ta metoda, jest całkiem prosta: jeżeli wypiszemy wszystkie operatory przed ich argumentami i umieścimy pod każdym nazwę jego SC, wystarczy jeśli wymnożymy te nazwy, począwszy od prawej strony, i usuniemy mianowniki. Badany ciąg jest formułą zawsze i tylko wtedy, gdy w rezultacie otrzymujemy pojedynczą nazwę (pojedynczą literę lub pojedynczy ułamek). Istnieją jednakże pewne szczególne trudności w odniesieniu do kwantyfikatorów i pewnych innych symboli. Zostały one jednak wyczerpująco zbadane przez autora i nie ma potrzeby, abyśmy do nich tutaj wracali.

4. SC w Principia Mathematica *1-*34.

W celu zilustrowania naszej teorii na obszerniejszym przykładzie, przeprowadzimy krótką analizę pierwszych trzydziestu czterech paragrafów *Principia Mathematica*; zbadamy, do jakich SC należą symbole używane we wspomnianej części tej pracy.

Zauważmy najpierw, że zmienne i ich wartości należą ewidentnie do tej samej SC: wszak zmienne mogą być zastąpione przez wartości. Mówiąc o „dziedzinie wartości” (*range of values*) autorzy *Principia* mają na myśli klasy, które nie są wcale niepodobne do SC: ich pojęcia jednak są raczej niedookreślone.

W teorii dedukcji (1*-5*) znajdujemy:

$$\begin{array}{llll} \text{symbole:} & \underbrace{\text{„}p\text{”, „}q\text{”} \; . \; .}_{} & \underbrace{\text{„}\sim\text{”}}_{} & \underbrace{\text{„v”, „}\supset\text{”, „,”, „.”, „}\equiv\text{”}}_{} \\ \text{SC:} & s & s/s & s/s,\, s \end{array}$$

Rachunek zdań rzeczywiście charakteryzowany jest przez to, że wszystkie jego zmienne są elementami SC zdań, podczas gdy jego operatorami są zdaniotwórcze

[24] Wskaźniki SC będące ułamkami, przedstawiamy w postaci «liniowej», czyli np. zamiast ułamka o liczniku *s* i mianowniku *s*, piszemy: *s/s*, zamiast ułamka o liczniku s/s i mianowniku s/s, piszemy: s/s//s/s itd. (przypis tłum.).

operatory zdaniowe. W tej części *Principiów* występują tylko dwa rodzaje operatorów: jednoargumentowe i dwuargumentowe; nie ma *O*-operatorów. Zatem jest jasne, że system logiki zdań zawarty we wspomnianej pracy jest jedynie bardzo wąskim wycinkiem logiki zdań.

W tzw. teorii zmiennych pozornych (*9-*14) znajdujemy pewne operatory od argumentów nazwowych. Jeżeli chodzi o symbole podstawowe, to mamy:

symbole:	$\underbrace{\text{„}a\text{”, „}b\text{” . . . „}x\text{”, „}y\text{” . .}}$	„ϕ”, „ψ” . . .	„=”, „≠”
SC:	*n*	*s*/*n* lub *s*/*n*, *n*	*s*/*n*, *n*

Jak się okazuje, operatory„ϕ”, „ψ” są dwuznaczne co do ich SC; w *9-*10 należą do SC *s*/*n*, podczas gdy w *11 są elementami SC *s*/*n*, *n*. W obu wypadkach są zdaniotwórczymi operatorami od argumentów nazwowych. Inne symbole odznaczają się pewną oryginalnością. I tak, jeśli rozważymy „(℩*x*)(ϕ*x*)”, zobaczymy, że: (1) „ϕ*x*” jest elementem *s*; (2) całość „(℩*x*) (ϕ*x*)” należy do SC *n*; w konsekwencji, jak widzimy, (3) prefix „(℩*x*)” jest operatorem, który dodany do elementu o kategorii *s* tworzy element o kategorii *n*; jest on jednoargumentowym nazwotwórczym operatorem od argumentu zdaniowego, tj. należy do SC *n*/*s*.

Teoria klas dostarcza coraz to więcej radykalnych nowości, mianowicie nową SC podstawową, do której należą symbole klas. Jest to SC nazw uniwersalnych; oznaczmy ją symbolem „*u*”. Zobaczymy — analogicznie jak w wypadku powyższych analiz — że „$\hat{x}$”, jeżeli jest dodane do „(ϕ*x*)”, tworzy nazwę uniwersalną i jest jednoargumentowym *u*-nazwotwórczym operatorem od argumentu zdaniowego, tj. należy do SC *u*/*s*.

Dla innych symboli omawianej części *Principiów* mamy:

symbole:	„α”, „β” . . .	„ε”	„–”	$\underbrace{\text{„}\cup\text{”, „}\cap\text{”}}$	$\underbrace{\text{„}\subset\text{”, „=”, „}\neq\text{”}}$
SC:	*u*	*s*/*n*, *u*	*u*/*u*	*u*/*u*, *u*	*s*/*u*, *u*

Najbardziej interesujący jest operator „ε”. Jest to operator dwuargumentowy, ale każdy z jego argumentów należy do innej SC: pierwszy do *n*, a drugi — do *u*. Uderzające w powyższym spisie symboli jest to, że dwa spośród operatorów odpowiadających czterem dwuargumentowym operatorom teorii dedukcji są *u*-nazwotwórcze i dwa — zdaniotwórcze. Wszystko to pokazuje, jak nielogicznie został rozwinięty ten system.

Jedna uwaga co do symbolu istnienia. „E!” jest najwyraźniej dwuznaczny: jeśli determinuje deskrypcję, należy do *s/n*; jeżeli determinuje klasę — do *s/u*; „∃!” — przeciwnie — jest jednoznacznie elementem *s/n*.

System SC logiki relacji (*21, *23, *25, *30-*34) jest najbardziej skomplikowany. Symbole samych relacji „*R*”, „*S*” itd., należą oczywiście do SC *s*/*n*,*n*. Rozważając takie symbole, autorzy *Principiów* proponują, aby traktować je w całej rozciągłości jako nazwy klas dwójek. To jednak nie jest wcale konieczne; ktoś mógłby dokonać wszelkich operacji wskazanych w pracy, traktując wszystkie symbole (elementarnych) relacji jako elementy *s/n*,*n* tj. jako operatory. I tak, dla symboli rachunku relacji mamy:

symbole:	„*R*”, „*S*”, . .	„$\dot{-}$”	$\underbrace{\text{„}\dot{\cup}\text{” „}\dot{\cap}\text{”}}$	$\underbrace{\text{„}\dot{\subset}\text{”, „==”}}$
SC:	$s/n, n$	$\frac{s/n,\ n}{s/n,\ n}$	$\frac{s/n,\ n}{s/n,\ n\quad s/n,\ n}$	$\frac{s}{s/n,\ n\ s/n,\ n}$

Ta sama uwaga dotyczy tutaj także rachunku zdań. Jeżeli chodzi o „∃!”, to należy on do SC s//s/n,n.

Wyznaczenie SC symboli używanych w deskrypcjach relatywnych i tym podobnych, jest trochę bardziej złożone. „*Cnv*’” i „˘” należą do *s*/*n*,*n*//*s*/*n*,*n*. Jako że „*Cnv*” bez apostrofu należy do s//s/n,n s/n,n, sam apostrof będzie należał do: *s*/*n*,*n*//*s*/*n*,*n*///*s*//*s*/*n*,*n s*/*n*,*n*.

Jeżeli rozważymy teraz indywidualne funkcje deskryptywne, takie jak „*R*’*x*”, to widzimy, że zarówno cała formuła, jak i samo „*x*” należą do *n*; w rezultacie „*R*’” jest nazwotwórczym operatorem od argumentu nazwowego, tj. należy do *n*/*n*; ale, jako, że „*R*” samo należy do *s*/*n*,*n*, apostrof, który następuje po „*R*”, jest elementem SC n/n//s/n,n. Podobna sytuacja zachodzi w wypadku symboli członów relacji i relacji. „*R*” należy, jak widzieliśmy, do *n*/*n*; ale „*sg*’*R*’”, „*gs*’*R*’” oraz równoważne symbole ze strzałkami należą oczywiście do *u*/*n*, ponieważ są u-nazwotwórczymi operatorami od argumentu nazwowego. W konsekwencji, „*sg*’”, „*gs*” i sama strzałka, która tworzy z „*R*” element *u*/*n*, należą do *u*/*n*//*u*/*n*. Ponieważ jednak, „*sg*” i „*gs*” należą do *s*//*s*/*n*,*n s*/*n*,*n*, następujący po nich apostrof należy do: *u*/*n*//*u*/*n*///*s*//*s*/*n*,*n s*/*n*,*n*. W rezultacie jest to zupełnie inny apostrof niż ten, który następuje po „*R*” i zupełnie inny, niż ten, który następuje po „*Cnv*” .

Wieloargumentowe (*plural*) funkcje deskryptywne można analizować w podobny sposób; ograniczymy się do uwagi, że podwojony apostrof należy do *u*/*u*//*s*/*n*,*n*. Wreszcie symbol iloczynu relacji należy oczywiście do SC *s*/*n*,*n*//*s*/*n*,*n s*/*n*,*n*.

Powyższe analizy zachowują swój walor o tyle, o ile wspomniane funkcje są atomowe, tj. jeśli podstawowe argumenty są elementami *n*. Łatwo jednak utworzyć hierarchię SC, do której należałyby operatory formuł nieatomowych.

II. ZASTOSOWANIA

Zastosujemy teraz teorię SC do pewnych problemów logicznych i filozoficznych, a mianowicie do:

(1) problemu antynomii,
(2) problemu jednorodności,
(3) problemu uniwersaliów,
(4) problemu dezyderatywów i imperatywów.

1. Problem antynomii

Niektóre antynomie — mianowicie tzw. antynomie logiczne — mogą być rozwiązane dzięki samemu rozważeniu SC używanych terminów: w rezultacie okaże się, że antynomie te są niepoprawnie nazwane „logicznymi”, w istocie są one czysto syntaktyczne.

(A) Rozważmy najpierw dobrze znaną antynomię własności niepredykatywnej. Może być ona wyrażona następująco: nazywamy „niepredykatywną” taką własność, która nie jest własnością samej siebie — jak np. własność bycia kwadratowym, która sama w żadnym wypadku nie jest kwadratowa. Będziemy pisać „I” jako skrót terminu „niepredykatywna”. I tak otrzymujemy:

(a) $I(f) \equiv \sim f(f)$

zastępujemy teraz „f” przez „I” i otrzymujemy:

(b) $I(I) \equiv \sim I(I)$

co uznane jest za antynomię.

Jednakże już w wyniku pobieżnej analizy SC terminów okazuje się, że nie ma tu żadnej antynomii; obie formuły są nonsensowne, a procedura zastępowania — niepoprawna. „$f(f)$” jest nonsensowna, tj. nie jest formułą poprawnie zbudowaną. W istocie, zgodnie z (8), operator argumentu nie może należeć do tej samej SC, co jego argument. Stąd, argument i operator muszą mieć różne znaczenia, jako że terminy z tym samym znaczeniem mogą być wzajemnie zastąpione, podczas gdy terminy należące do różnych SC — nie mogą. W rezultacie, skoro oba „f” w „$f(f)$” znaczą to samo, formuła jest nonsensowna i — co za tym idzie — nie jest zdaniem. W konsekwencji, ani „$f(f)$”, ani całe (a) — i tak samo (b) — nie są zdaniami, lecz nonsensownymi ciągami symboli. Co więcej, zastąpienie „I” przez „f” jest nieuprawnione — jako że „I” jest operatorem „f”-a w lewym członie (a).

(B) Podobne uwagi mają zastosowanie w odniesieniu do antynomii klas. Definiujemy klasę C jako klasę klas niezawierających samych siebie jako swojego elementu; będziemy mieli zatem:

(a) $\alpha \,\varepsilon\, C \equiv \sim (\alpha \,\varepsilon\, \alpha)$

W wyniku wstawienia „C” za „α” otrzymujemy:

(b) $C \,\varepsilon\, C \equiv \sim (C \,\varepsilon\, C)$

Oto jednak Profesor Quine pokazał, że formuła „$C \,\varepsilon\, C$” może przybrać postać „$C(C)$”, gdzie pierwsze „C” jest operatorem drugiego. Zatem powstaje taki sam nonsens, jak w antynomii własności niepredykatywnej.

(C) Jednakże tzw. antynomie semantyczne nie mogą być rozwiązane dzięki samemu tylko rozważeniu SC terminów w sposób, jaki został tutaj objaśniony. Weźmy antynomię słowa heterologicznego. Może być ona przedstawiona następująco: Niech *g* będzie własnością, a *G* — nazwą *g*; własność bycia heterologicznym niech będzie reprezentowana przez „*h*”, a nazwa „heterologiczny” — przez „ *H*”. Kiedy mówimy, że słowo jest heterologiczne, mamy na myśli to, że znaczenie słowa nie jest własnością samego tego słowa. Mamy zatem:

(a) $H(G) \equiv {\sim}\, g(G)$

Teraz wstawiamy „*H*” pod „*G*” , a „*h*” pod „*g*” i otrzymujemy:

(b) $h(H) \equiv {\sim}\, h(H)$,

co jest antynomią. Tutaj jednak nie dochodzi do żadnego naruszenia naszych zasad dotyczących SC, ponieważ, mimo tego, że „*g*” jest operatorem, „*G*” jest nazwą; stąd „*h*” należy do SC *s*/*n*, tak jak „*g*”; a ich nazwy „*H*” i „*G*” są elementami *n*. W rezultacie, zarówno zastąpienie „*G*” przez „*H*” jest uprawnionym zastąpieniem jednej nazwy przez drugą, jak i zastąpienie „*g*” przez „*h*” jest uprawnione, ponieważ oba operatory są typu *s*/*n*. Z tego wynika, że teoria SC, w postaci, jaką zaproponowaliśmy, nie wystarcza do rozwiązania tzw. antynomii semantycznych. To samo można powiedzieć o antynomii kłamcy i wielu innych.

Można jednak łatwo otrzymać takie rozwiązanie dzięki wprowadzeniu innego, nowego podziału SC, odpowiadającego poziomom języka; ponieważ jednak ta dziedzina syntaktyki jest dobrze opracowana, nie będziemy się tutaj tym zajmować.

2. Problem jednorodności istnienia

Problem ten jest problemem ontologicznym, który można sformułować następująco: czy jest jakaś własność (w najszerszym sensie tego słowa) wspólna wszystkim bytom? Wydaje się na pierwszy rzut oka, że taką własnością jest istnienie. Problemem szczegółowym należącym do tej grupy zagadnień, jest jednorodność istnienia, jeżeli chodzi o substancje i akcydensy. Istnieje zresztą wiele innych problemów cząstkowych, np. problem jednorodności istnienia w odniesieniu do Boga i stworzenia itp. Wszystkie te problemy są dziś palące; wystarczy wspomnieć, że słynny francuski filozof L. Lavelle opowiada się za jednorodnością istnienia w jego ogólności, podczas gdy Profesor Karl Jaspers, dobrze znany egzystencjalista, przyjmuje, że istnienie nie jest jednorodne w wypadku Boga i stworzenia. Jednakże sposób, w jaki problemy te są stawiane i dyskutowane przez filozofów współczesnych, jest wielce niesatysfakcjonujący, i nie można oprzeć się wrażeniu, że przyczyną takiego stanu rzeczy jest brak teorii SC.

W rzeczywistości, istnieje syntaktyczny analogon problemu jednorodności. Aby to zademonstrować, skoncentrujemy się na jednym problemie cząstkowym, mianowicie na zagadnieniu jednorodności istnienia w odniesieniu do substancji i akcydensów.[25] Musimy zacząć od wyjaśnienia, co rozumiemy przez jednorodność. Ściśle mówiąc, nie jest to pytanie syntaktyczne, ale przynależące do semantyki. Zacznijmy zatem od określenia pojęcia znaczenia. Powiemy, że znaczenie jest (heterogeniczną) relacją czteroczłonową: gdy mamy do czynienia ze znaczeniem, zawsze mamy do czynienia z symbolem a, językiem l, w którym a coś znaczy, rzeczą x, którą a oznacza oraz własnością f, którą a konotuje. Przyjąwszy to, będziemy pisać: „$S\ (a,\ l,\ x,\ f)$". Zauważmy, że jednorodność jest relacją zachodzącą między dwoma słowami tego samego języka; słowa te muszą posiadać taką samą formę graficzną. Relacja jednorodności jest zatem siedmioczłonową relacją pomiędzy dwoma słowami, jednym językiem, dwiema rzeczami i dwiema własnościami; rzeczy są różne, a własności, oczywiście, identyczne. Stąd definicja jednorodności może być sformułowana następująco:

(10) $\quad Un(a, b, l, x, y, f, g)\ .\equiv .\ S(a, l, x, f)\ .\ S(b, l, y, g)\ .\ Is(a, b)\ .\ x \neq y\ .\ f = g.$[26]

gdzie „$Is(a,b)$" znaczy, że a i b mają tę samą formę graficzną.

Dla zaspokojenia naszych obecnych potrzeb, wystarczy częściowa relacja zawarta w *Un*, mianowicie relacja trójczłonowa *Univ*, która będzie zdefiniowana następująco:

(11) $\quad Univ(a, b, l)\ .\equiv .\ (x, y, f, g)\ .\ S\ (a, l, x, f)\ .\ S\ (b, l, y, g)\ .\ Is\ (a, b)\ .\ x \neq y\ .\ f = g.$[27]

Rozważając (11), widzimy, że symbole jednorodne muszą należeć do tej samej SC, ponieważ mają one tę samą formę graficzną i to samo znaczenie; w rezultacie są zastępowalne w wyrażeniu, bez naruszania jego własności bycia prawidłowo zbudowanym, a to jest — zgodnie z (4) — warunkiem wystarczającym należenia do tej samej SC.

Możemy zatem napisać:

(12) $\quad (a, b, l) : Univ(a, b, l)\ .\supset .\ CT'\ (a, l) = CT'\ (b, l).$[28]

Drugą rzeczą, jaką musimy zrobić, to pokazać, jak sytuacja syntaktyczna odpowiada ontologicznej. Łatwo to zrobić w odniesieniu do naszego problemu cząstkowego. Jeśli f jest akcydensem a, to „f" będzie operatorem „a". Ogólnie, symbole substancji muszą być nazwami, a symbole akcydensów — operatorami. Można zaoponować — zwracając uwagę na to, że akcydensy są często denotowane przez nazwy — jak w wypadkach, gdy używamy tzw. słów abstrakcyjnych takich, jak „dobroć", nauka" itp. To jednak nie sprzeciwia się naszemu twierdzeniu; w tym wypadku tylko słowo „nazwa" jest używane dwuznacznie. Ściśle rzecz biorąc, zgodnie z naszą teorią SC, nazwa jest zawsze symbolem podstawowym, tj. symbolem czegoś, czemu może przysługiwać własność, ale co nie może być własnością. W gruncie rzeczy, wspomnia-

[25] Aby zapoznać się z bardziej szczegółowym ujęciem jednorodności — zob. I. M. Bocheński, „On Analogy", *The Thomist*, XI (1948), s. 424-447.

[26] $Un(a, b, l, x, y, f, g) \equiv (S(a, l, x, f) \wedge S(b, l, y, g) \wedge Is(a, b) \wedge x \neq y \wedge f = g)$ (przyp. tłum.).

[27] $Univ(a, b, l) \equiv \forall x \forall y \forall f \forall g(S(a, l, x, f) \wedge S(b, l, y, g) \wedge Is(a, b) \wedge x \neq y \wedge f = g)$ (przyp. tłum.).

[28] $\forall a \forall b \forall l(Univ(a, b, l) \Rightarrow CT'\ (a, l) = CT'\ (b, l))$ (przyp. tłum.).

ne wyżej słowa abstrakcyjne oznaczają akcydensy, tj. coś, co nie tylko może, ale nawet musi być własnością czegoś innego. Stąd, nawet abstrakcyjne «nazwy» akcydensów są — zgodnie z naszą terminologią — operatorami. Okazuje się więc, że SC symbolu substancji jest zawsze różna od SC akcydensu. Możemy nawet powiedzieć, że przeciwstawienie symboli podstawowych operatorom jest syntaktycznym odpowiednikiem ontologicznego przeciwstawienia substancji akcydensowi.

W świetle tego twierdzenia łatwo zobaczyć, że doktryna jednorodności istnienia, przynajmniej o tyle, o ile dotyczy naszego problemu, jest fałszywa. Skoro *a* jest nazwą, *b* — jej operatorem, a B_1 i B_2 dwoma „istnieniami", takimi, że $Op(B_1, a, l)$ i $Op(B_2, b, l)$, to zgodnie z (8), SC B_1 i SC B_2 muszą być różne. Jednakże jeśli teoria jednorodności istnienia jest prawdziwa, to B_1 i B_2 muszą być jednorodne, a wtedy na mocy (12) należą do tej samej SC. W rezultacie, teoria jednorodności istnienia nie jest prawdziwa, tj. jest ona fałszywa.

Wobec tej argumentacji można postawić dwa zarzuty.

(1) Zwolennicy teorii jednorodności mogą powiedzieć, że interesują ich nie SC, które są kwestią mowy, lecz — sytuacja ontologiczna. Na to jednakże odpowiadamy, że nie mogą oni w żaden sposób *mówić*, używając jednorodnie słowa „istnienie", bez pogwałcenia podstawowych zasad syntaktyki.

(2) Można również zaoponować, argumentując, że prawdopodobnie możliwy jest inny system SC; w systemie takim dopuszczone byłoby, aby F-operatory i O-operatory należały do tej samej SC. Ale *quo gratis affirmatur, gratis negatur*. Nigdy nie słyszeliśmy o takim systemie ani o żadnym poprawnym języku utworzonym w sprzeczności z naszymi zasadami; co więcej, nie wiemy, jak można by uniknąć antynomii w systemie, w którym nie obowiązuje nasze (8). Jeżeli zwolennicy jednorodności są w stanie zaproponować taki system, autor niniejszego artykułu skwapliwie przyzna się do błędu; jednakże powinno to być nie mętne nagromadzenie słów, tak powszechne w pismach filozofów, lecz prawdziwy system ujęty w precyzyjnej i jasnej terminologii.

3. Problem uniwersaliów

Niektórzy współcześni nominaliści usiłują wykazać, że możliwe jest skonstruowanie pełnego systemu logicznego bez odwołania się do jakichkolwiek uniwersaliów. Nie jest tak oczywiście w wypadku systemu *Principiów*, w którym — jak właśnie widzieliśmy — symbole klas są elementami SC uniwersalnych nazw. Zauważyliśmy jednak, że formuły zawarte w *Principiach* mogą być wyrażone z pominięciem tej kategorii. W istocie wystarczy zastąpić „$x \mathrel{\varepsilon} a$" przez „$a(x)$" i rozwinąć wszystkie formuły takie, jak „$a \subset \beta$" itd. w celu wyeliminowania nazw uniwersalnych. Niektórzy autorzy uważają, że w ten sposób postawili tezę nominalistyczną: ponieważ *entia non sunt multiplicanda praeter necessitatem*, jak się okazuje, używanie uniwersalnych symboli nie jest konieczne.

Wydaje się, że konkluzja ta jest słabo uzasadniona, skoro można wnosić, że symbol uniwersalny nie musi być nazwą — wystarczy, aby był operatorem. Właściwie wszystkie operatory używane we współczesnej logice (jak również w innych naukach) są oczywiście symbolami uniwersalnymi. Nawet termin „operator indywidualny" okazuje się nonsensem. Co więcej, autor niniejszej pracy jest zdania, że klasyczni umiarkowani realiści — np. Arystoteles i św. Tomasz z Akwinu — zaprzeczali jakoby istniały uniwersalne rzeczy lub realne podmioty: mówią oni nawet wyraźnie, że tzw. substancja druga, tj. uniwersalna, jest własnością, co — przetłumaczywszy na język syntaktyczny — znaczy, że uniwersalia językowe są zawsze operatorami, nie zaś — nazwami. Jednakże pogląd ten nie jest rozpowszechniony wśród tomistów. W każdym razie wydaje się, że platoniści muszą bronić istnienia nazw uniwersalnych; nawet w tradycyjnej scholastyce są pewne kwestie, np. słynne «drzewo» Porfiriusza, które prawie nie dają się poprawnie zanalizować bez użycia nazw uniwersalnych.

Niektórzy nominaliści idą dalej w swych poglądach niż wspomniani wyżej. Przyjmują oni właściwie, że nie mogą istnieć żadne nazwy uniwersalne i próbują dowieść tego przy pomocy formalnych dowodów syntaktycznych. Jednakże zostało wykazane, że dowody te oparte są na założeniu, że istnieją tylko dwie podstawowe SC: zdań i nazw indywidualnych, co jest oczywiście założeniem nie do przyjęcia: sprawia, że dowód zawiera *petitio principii*.

Trzeba więc koniecznie stwierdzić, że w teorii SC nie ma niczego, co uniemożliwiałoby rozszerzenie systemu poprzez wprowadzenie nowych SC; nazwy uniwersalne mogą być przyjmowane wśród innych SC przez każdego, kto sobie tego życzy. W rezultacie, problem nie może być rozwiązany na tej podstawie, a obie strony muszą podać pewne racje logiczne i ontologiczne dla swoich twierdzeń. Możemy tylko zauważyć, że platonistom i takim tomistom, którzy nie przyjmują powyższych opinii, w żaden sposób nie brakuje argumentów: w szczególności co do zastosowania brzytwy Ockhama ripostowaliby oni, że zasada ta eliminuje nie tylko byty niepotrzebne, ale również część rzeczywistości.[29]

---

[29] Ostatnie, najbardziej znaczące, znane autorowi niniejszej pracy studia poświęcone problemowi uniwersaliów to: W. V. O. Quine, „On universals", *The Journal of Symbolic Logic* XII (1947), s. 74-83; N. Goodman i W. V. O. Quine, „Steps toward constructive nominalism", j.w., s. 105-122 (ostatnia wspomniana praca nie ma, poza tytułem, nic wspólnego z nominalizmem tradycyjnie pojmowanym: stanowisko autora jest po prostu antyplatońskie); A. Pap, „A semantic examination of realism", *The Journal of Philosophy* XLIV (1947), s. 561 i n. (błyskotliwa obrona stanowiska realistycznego). Główne idee rozwijane w tym paragrafie nawiązują do pracy Profesora K. Ajdukiewicza poświęconej uniwersaliom *The Journal of Symbolic Logic*, I (1936), n. 225, 10. (W istocie, Ajdukiewicz opublikował dwa artykuły na temat uniwersaliów: „W obronie uniwersaliów", *Ruch Filozoficzny* t. 13 (1932), s. 40b-41b oraz „W sprawie «uniwersaliów»", *Przegląd Filozoficzny*, t. 37(1934), s. 219-234. Trudno powiedzieć, którą z owych dwóch prac Ajdukiewicza ma na myśli Bocheński; dopisek tłum.).

4. Problem dezyderatywów i imperatywów

Problem ten jest bardzo podobny do problemu uniwersaliów, ponieważ również w tym wypadku wielu myślicieli próbuje analizować dezyderatywy i imperatywy — takie, jak: „chciałbym zapalić" lub „nie pal!" — tylko za pomocą dwóch zwykłych SC — nazw i zdań. Jedyna różnica polega na tym, że redukcja jest tutaj o wiele trudniejsza. Autor niniejszej pracy — który jednak nie chce tutaj zajmować stanowiska co do samego problemu filozoficznego — odnosi wrażenie, że wszelkie wysiłki zmierzające do analizy dezyderatywów i imperatywów w ten sposób są całkowicie skazane na niepowodzenie.

Ściśle rzecz biorąc, „palić" nie jest zdaniem, ponieważ nie jest to ani prawda, ani fałsz. Nie jest również nazwą, ponieważ nazwy są symbolami rzeczy, a nie istnieje i nie może istnieć żadna taka rzecz, jak *palić*. Gdy głosi się, że formuła znaczy: „kiedy zapalę moją fajkę, będę zadowolony" („*when I shall have my pipe lit I shall be satisfied*"), to jest to całkiem wyraźna dezinterpretacja zdania pierwotnego. To samo trzeba powiedzieć o innej rozpowszechnionej interpretacji: „kiedy nie palę, czuję dyskomfort" („*when I do not smoke, I feel discomfort*") — przecież czuć dyskomfort jest jedną rzeczą, a życzyć sobie — inną, całkiem różną rzeczą. Nie jest prawdą, że „nie pal!" znaczy: „jeżeli zapalisz, wpadnę w złość" („*if you will smoke I shall get angry*"); inne interpretacje w języku SC nazw i zdań — przynajmniej znane autorowi niniejszego artykułu — nie są wcale lepsze.

Poza tym, istnieją jeszcze przynajmniej dwa argumenty na rzecz twierdzenia, że taka redukcja jest niemożliwa. Po pierwsze, owe dezyderatywy i imperatywy są zbyt powszechne w języku naturalnym i najwyraźniej stoją w opozycji do zdań zwykłego typu, co przypisywane jest historycznemu przypadkowi. Nie tylko jednak gramatyczne formy nie są przypadkowe, ale każda z nich ma logiczne ufundowanie. Po drugie, analizując znaczenie naszych formuł, widzieliśmy wystarczająco wyraźnie, że mają one określoną strukturę, która wydaje się całkiem różna od struktury zdań i nazw.

Jedną ciekawą własnością tych formuł jest w rzeczywistości to, że zawierają one jako swoją część — mniej lub bardziej wyraźnie — zdanie. I tak, „chciałbym zapalić" („*I wish to smoke*") po rozwinięciu ma postać: „ja chciałbym, żebym ja zapalił" („*I wish that I smoke*"); a „nie pal" („*do not smoke*") zyskuje postać: „Jest prawo (obowiązek, norma itp.), żebyś ty nie palił" („*It is a law (obligation, norm, etc.) that you do not smoke*"). Istnieją zdania, określane przez specyficzny operator, który tworzy z nimi nową SC. Zgodnie z terminologią używaną przez św. Tomasza z Akwinu nazwiemy takie formuły „enuntiables"[30], a odpowiadającą im kategorię oznaczymy symbolem „*e*". Opierając się na tym założeniu, proponujemy następująca analizę zdania „I wish that I smoke":

[30] Termin ten można by z pewnym zastrzeżeniem przetłumaczyć na język polski jako „enuncjacje" lub „wypowiedzenia" (przyp. tłum.).

wish {I, [that (smoke (I))]}[31]
s/n,e n e/s s/n n

Uniwersytet Fryburski,
Fryburg, Szwajcaria[32]

Przełożyła Aleksandra Horecka,
przekład przejrzał Jacek Jadacki.

---

[31] W tłumaczeniu na język polski, analizowalibyśmy zdanie: „Ja chcę, żebym ja palił"; w efekcie mielibyśmy:

Chcę {ja, [żebym (palił (ja))]} (przyp. tłum.).
s/n,e n e/s s/n n

[32] Przypis wydawcy: zastosowawszy się do zasad określonych dla artykułów z dziedziny logiki współczesnej, odnotujmy, że pracę otrzymano 29 sierpnia 1948 roku.