Elżbieta Hajnicz

O poszukiwaniu jednorożców, czyli sematyka możliwych światów w gramatyce Montague

Nr ***

Warszawa, sierpień 2006

Streszczenie

Niniejszy raport opisuje własności formalne gramatyki Montague, jakie ujawniły się podczas tworzenia polskiej wersji formalizmu. Najpierw prezentowane są techniki przedefiniowywania typu obiektów oraz tzw. *postulaty znaczeniowe*, które umożliwiają przekształcanie wyrażeń formalizmu na postać reprezentującą znaczenie wypowiedzeń języka naturalnego w sposób bardziej intuicyjny. Na koniec omawiane są zjawiska, dla których ten potężny mechanizm został poniekąd stworzony: byty hipotytyczne i przykładowy czasownik wiedzy *wiedzieć*.

Słowa kluczowe: semantyka języka naturalnego, logiki intensjonalne, podejście teoriomodelowe

Abstract

Seeking unicorn: possible words semantics in Montague grammar

The present report describes formal properties of Montague grammar which have appeared during elaboration of the polish version of the formalism. First, techniques of redefining of object types and so called *meaning postulates* are presented. They enable us to transform expressions of the logic onto the form representing meaning of the natural language expressions in more intuistic way. Some limitations of the formalism are discussed. Last but not least, there are handled phenomena, for which this powerful intenssional phormalism was elaborated: hypothetical beings and knowledge verbs represented by the verb *believe*.

Keywords: natural language semantics, intesional logic, modeltheoretic approach

Spis treści

1 Wstęp

Jeden z najwcześniejszych i jednocześnie najbardziej znanych systemów, w których sformułowany został formalny, usystematyzowany sposób opisu semantyki języków, zaproponowany został w szeregu kolejnych prac przez Richarda Montague (1970a, 1970b, 1973). Jest to pierwsza formalizacja semantyki języka naturalnego oparta na teorii modeli. Ponieważ dla celów tej semantyki opracowany został nie tylko formalny język jej zapisu, lecz także odpowiadający jej specyficzny zestaw reguł składniowych dla języka (tak by każdej regule składniowej odpowiadała właściwa reguła semantyczna), niejednokrotnie mówi się nie tyle o *semantyce Montague*, ile wręcz o *gramatyce Montague*.

W [Hajnicz, 2003] przedstawiłam omówienie tego systemu, które opracowane zostło nie w oparciu o oryginalne prace Montague bezpośrednio, tylko na podstawie wyczerpującego opracowania zawartych w nich idei, przedstawionego w pracy *Introduction to Montague Semantics* autorstwa D.R. Dowty'ego, R.E. Walla i St. Petersa (1981). Następnie zajęłam się przeniesieniem tych koncepcji na grunt języka polskiego, czego rezultaty publikuję w [Hajnicz, 2006a,b]. Opierałam się przy tym na oryginalnych rozwiązaniach, a wszelkie odniesienia do prac innych badaczy skrupulatnie odnotowywałam. Rzecz jasna prowadzone badania wymagały dogłębnych, wnikliwych analiz nie tylko samej gramatyki kategorialnej, lecz także zasad jej translacji na formalizm logiczny wraz z ich semantyczną interpretacją. W rezultacie poczyniłam wiele obserwacji natury czysto formalnej, którymi chcę się tutaj podzielić.

Raport ten opisuje wersję formalizmu dla języka polskiego, jednak przedstawiane tu koncepcje dają się zastosować także dla angielskiego i innych języków.

2 Logika IL

Zaczniemy od przedstawienia logiki IL (skrót od *Intensional logic*) stanowiącej podstawę omawianej semantyki. Jest to formalizm modalny (operatory modalne dotyczą zarówno czasu, jak i wiedzy o świecie) rzędu ω oparty na teorii typów.

Niestety, jak już wspominaliśmy, konsekwencją wzbogacenia formalizmu o funktory modalne jest utrata własności kompozycyjności. Aby temu zapobiec, Montague postanowił przenieść semantyczne ze swej natury pojęcie *intensji* na poziom syntaktyczny. W tym celu wprowadził operator intensji $\widehat{\ }$ oraz dualny doń operator ekstensji $\check{\ }$ oraz specjalny „typotwórczy” symbol s. Jednakże „zwykłe” operatory modalne zostały w tradycyjny sposób zastosowane do formuł a nie ich intensji, przez co zamiar ten nie w pełni został zrealizowany.

2.1 Syntaktyka

Definicja 2.1. Zbiór typów $\mathcal{T}$ jest to najmniejszy zbiór taki, że:

- $t, e \in \mathcal{T}$ (typy proste);
- jeżeli $a, b \in \mathcal{T}$, to $\langle s, a\rangle, \langle a, b\rangle \in \mathcal{T}$.

Typ prosty e określa indywidua (stałe bądź zmienne indywiduowe), zaś typ t ma charakter prawdziwościowy (określa formuły). Zauważmy ponadto, że typ $\langle s, a\rangle$ zawiera symbol s (pochodzacy od wyrazu *sens*), który sam w sobie typem nie jest. Umożliwia on posługiwanie się operatorami ekstensji i intensji, gdyż wyrażenie typu $\langle s, a\rangle$ jest ekstensją (pewnego) wyrażenia typu a i *vice versa*.

Dopiero dysponując zbiorem typów $\mathcal{T}$ możemy określić alfabet języka omawianej logiki. Składają się nań:

- Niepusty, przeliczalny zbiór zmiennych V_a dla każdego typu a;
- Niepusty, przeliczalny zbiór stałych C_a dla każdego typu a;
- wyróżniony symbol $=$;
- symbole spójników logicznych $\neg$, $\rightarrow$ oraz kwantyfikatora ogólnego $\forall$;
- symbol λ;
- symbole operatorów modalnych $\mathbf{F}$, $\mathbf{P}$, $\Box$;
- symbole intensji $\hat{}$ oraz ekstensji $\check{}$.

Ponadto zbiór wszystkich zmiennych (a więc sumę zbiorów V_a) będziemy oznaczać przez V, zaś zbiór wszystkich stałych przez C.

Ze względu na istnienie hierachii typów nie wystarcza wydzielenie wśród pojęć zbioru termów i zbioru formuł. Zamiast tego wprowadzony został zbiór *wyrażeń znaczących* $\mathcal{E}$ (ang. *meaningful expressions*), podzielony na zbiory wyrażeń znaczących danego typu. Rzecz jasna formuły są to wyrażenia typu $\mathcal{E}_t$, zaś za zwykłe termy można uznać wyrażenia typu $\mathcal{E}_e$.

Definicja 2.2. Niech $a, b \in \mathcal{T}$ będą dowolnymi typami. Zbiór *wyrażeń znaczących* $\mathcal{E}$ jest to zestaw takich (najmniejszych) zbiorów $\mathcal{E}_a$, dla dowolnego $a \in \mathcal{T}$, że:

- $V_a \subseteq \mathcal{E}_a$;
- $C_a \subseteq \mathcal{E}_a$;
- jeżeli $\alpha \in \mathcal{E}_a$ oraz $u \in V_b$, to $\lambda u\alpha \in \mathcal{E}_{\langle b,a\rangle}$;
- jeżeli $\alpha \in \mathcal{E}_{\langle a,b\rangle}$ oraz $\beta \in \mathcal{E}_a$, to $\alpha(\beta) \in \mathcal{E}_b$;
- jeżeli $\alpha, \beta \in \mathcal{E}_a$, to $\alpha = \beta \in \mathcal{E}_t$;
- jeżeli $\phi, \psi \in \mathcal{E}_t$, to $\neg\phi \in \mathcal{E}_t$ oraz $\phi \rightarrow \psi \in \mathcal{E}_t$;
- jeżeli $\phi \in \mathcal{E}_t$ oraz $u \in V$, to $\forall u\phi \in \mathcal{E}_t$;

- jeżeli $\phi \in \mathcal{E}_t$, to $\mathbf{F}\,\phi, \mathbf{P}\,\phi, \Box\phi \in \mathcal{E}_t$;
- jeżeli $\alpha \in \mathcal{E}_a$, to $^\frown\alpha \in \mathcal{E}_{\langle s,a\rangle}$;
- jeżeli $\alpha \in \mathcal{E}_{\langle s,a\rangle}$, to $^\smile\alpha \in \mathcal{E}_a$.

Ponadto w standardowy sposób definiujemy pozostałe spójniki logiczne, operatory modalne oraz kwantyfikator egzystencjalny $\exists$:

$$\begin{array}{lll}
\varphi \lor \psi & \equiv_{def} & \neg\varphi \rightarrow \psi, \\
\varphi \,\&\, \psi & \equiv_{def} & \neg(\varphi \rightarrow \neg\psi), \\
\varphi \leftrightarrow \psi & \equiv_{def} & \neg((\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow \neg(\psi \rightarrow \varphi)), \\
\exists x\, \varphi & \equiv_{def} & \neg\forall x\, \neg\varphi, \\
\mathbf{G}\,\varphi & \equiv_{def} & \neg\mathbf{F}\,\neg\varphi, \\
\mathbf{H}\,\varphi & \equiv_{def} & \neg\mathbf{P}\,\neg\varphi, \\
\Diamond\varphi & \equiv_{def} & \neg\Box\neg\varphi.
\end{array}$$

Jako że typy złożone definiowane są wyłącznie w postaci par uporządkowanych, a nie na przykład trójek lub czwórek, funkcje bądź predykaty mogą mieć tylko jeden argument. Stąd predykat n-argumentowy $P(u_1, u_2..., u_n)$ definiujemy rekurencyjnie jako $[P'(u_2, ..., u_n)](u_1)$. Tak więc predykaty jednoargumentowe są typu $\langle e, t\rangle$, dwuargumentowe są typu $\langle e, \langle e, t\rangle\rangle$, trzyargumentowe są typu $\langle e, \langle e, \langle e, t\rangle\rangle\rangle$, itd. W szczególności, operator negacji $\neg$ jest typu $\langle t, t\rangle$, zaś operator implikacji ma typ $\langle t, \langle t, t\rangle\rangle$. Konwencja odwrotnej kolejności aplikacji argumentów pochodzi z omawianej pracy.

2.2 Semantyka

Przedstawiony w powyższym rozdziale język posiada następującą semantykę, będącą przypadkiem tzw. *semantyki możliwych światów* Kripkego [Kripke, 1959; 1963; 1965] dla logik modalnych.

Definicja 2.3. Modelem $\mathcal{M}$ nazywamy piątkę uporządkowaną $\langle A, W, T, <, F \rangle$ taką, że A, W, T są to niepuste zbiory indywiduów (obiektów), możliwych (mega)światów i momentów czasu, odpowiednio; zaś $<$ jest liniowym porządkiem na T.

Niech $a, b \in \mathcal{T}$. Zbiór D_a *możliwych denotacji* typu a definiowany jest następująco:

- $D_e = A$;
- $D_t = \{\, 0,\, 1 \,\}$;
- $D_{\langle a,b\rangle} = D_b^{D_a}$;
- $D_{\langle s,a\rangle} = D_a^{W\times T}$.

Wartościowanie g jest funkcją (a właściwie zbiorem funkcji g_a) taką, że każdej zmiennej $u \in V_a$ przypisywana jest wartość z D_a. Zbiór wszystkich wartościowań oznaczany będzie przez $\mathcal{G}$, przez g_u^e oznaczane będzie wartościowanie uzyskane z g przez przypisanie zmiennej u wartości e, zaś przez $\mathcal{G}_u^g$ — zbiór wszystkich wartościowań różniących się od g jedynie wartością zmiennej u.
Sens (ang. *sense*) S_a (wyrażeń) typu a jest to wartość, jaką potencjalnie mogą przyjmować wyrażenia tego typu; tak więc $S_a = D_{\langle s,a\rangle}$. Natomiast $F = \bigcup_{a \in \mathcal{T}} F_a \colon C_a \longmapsto S_a$ jest zestawem funkcji przyporządkowujących znacznie (sens) wyrażeniom języka, czyli interpretacją.

Zauważmy, że w proponowanym podejściu pojęcia *(mega)światów* i *momentów czasu* są niezależne, innymi słowy dysponujemy zbiorem $|W|$ osi czasu, a każda taka oś tworzy pojedynczy (mega)świat, gdy tymczasem *moment czasu* stanowi przekrój przez wszystkie osie, zbiór „wariantów” rzeczywistości w danym momencie. Poszczególne „faktyczne” światy, czyli elementy takiej osi, identyfikowane są jako para $\langle \mathtt{w}, \mathtt{t} \rangle$. Aby pozostawać w zgodności ze zwyczajową terminologią, jako *świat* będziemy określać parę $\langle \mathtt{w}, \mathtt{t} \rangle$, $\mathtt{t}$ będzie *momentem*, zaś $\mathtt{w}$ *osią* czasu. Zwróćmy przy tym uwagę, że takie podejście oznacza, że upływ czasu we wszystkich „mega-światach” jest taki sam.

Zgodnie z powyższą definicją, wartościowanie zmiennych jest niezależne od osi i momentów czasu. Nie dotyczy to jednak stałych indywiduowych (typu e), których wartość może ulegać zmianie, podobnie jak stałych funkcyjnych czy predykatywnych. Uzasadnieniem takiego rozwiązania jest istnienie takich stałych, jak *Król Anglii*, których wartość ulega zmianie w czasie.

Warto także zauważyć, że wprowadzone prze Montague pojęcie *sensu* ma charakter potencjalny i nie jest równoznaczne z intensją wyrażeń danego typu: wszystkie one mają ten sam sens lecz ich intensje mogą być różne. Oczywiście intensje wszystkich wyrażeń typu a muszą być podzbiorami S_a.

Ponieważ w omawianym formalizmie brak jest wyraźnego podziału wyrażeń na termy i formuły, wygodniej jest mówić o *wartości semantycznej* wyrażeń zamiast o ich *spełnialności*.

Definicja 2.4. Niech $a, b \in \mathcal{T}$ będą dowolnymi typami. *Wartością semantyczną* wyrażenia α w modelu $\mathcal{M}$ na osi czasu $\mathtt{w} \in W$ w momencie $\mathtt{t} \in T$ i przy wartościowaniu $g \in \mathcal{G}$ (piszemy $[\![\alpha]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g}$) jest:

$[\![\alpha]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} = [F(\alpha)](\langle \mathtt{w}, \mathtt{t} \rangle)$ dla dowolnego $\alpha \in C$;
$[\![\alpha]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} = g(\alpha)$ dla dowolnego $\alpha \in V$;
$[\![\alpha(\beta)]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} = [\![\alpha]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g}\,([\![\beta]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g})$ dla dowolnego $\alpha \in \mathcal{E}_{\langle b,a\rangle}$ i $\beta \in \mathcal{E}_a$;
$[\![\lambda u \alpha]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} = h$ dla dowolnego $\alpha \in \mathcal{E}_a$, $u \in V_b$, gdzie

$$
\begin{array}{lll}
 & & h\colon\ D_b \longmapsto D_a \text{ jest taką funkcją, że} \\
 & & h(x) = [\![\alpha]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g^x_u}\text{, gdzie } x \in D_b; \\
[\![{}^\frown\alpha]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} & = h & \text{dla dowolnego } \alpha \in \mathcal{E}_a\text{, gdzie} \\
 & & h\colon\ W \times T \longmapsto D_a \text{ jest taką funkcją,} \\
 & & \text{że } h(\langle \mathtt{w}', \mathtt{t}' \rangle) = [\![\alpha]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w}',\mathtt{t}',\mathtt{g}} \\
 & & \text{dla dowolnych } \mathtt{w}' \in W \text{ i } \mathtt{t}' \in T; \\
[\![{}^\smile\alpha]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} & = [\![\alpha]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g}(\langle \mathtt{w}, \mathtt{t} \rangle) & \text{dla dowolnego } \alpha \in \mathcal{E}_{\langle s,a \rangle}; \\
[\![\alpha = \beta]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} & = 1 \quad \text{wtw, gdy} & [\![\alpha]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} = [\![\beta]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} \text{ dla dowolnych} \\
 & & \alpha, \beta \in \mathcal{E}_a; \\
[\![\neg\phi]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} & = 1 \quad \text{wtw, gdy} & [\![\phi]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} = 0 \text{ dla dowolnego } \phi \in \mathcal{E}_t; \\
[\![\phi \to \psi]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} & = 1 \quad \text{wtw, gdy} & [\![\phi]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} = 0 \text{ lub } [\![\psi]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} = 1 \\
 & & \text{dla dowolnych } \phi, \psi \in \mathcal{E}_t; \\
[\![\forall u\phi]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} & = 1 \quad \text{wtw, gdy} & [\![\phi]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g'} = 1 \text{ dla dowolnych} \\
 & & \phi \in \mathcal{E}_t,\ u \in V \text{ oraz dowolnego } g' \in \mathcal{G}^g_u; \\
[\![\Box\phi]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} & = 1 \quad \text{wtw, gdy} & [\![\phi]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w}',\mathtt{t}',g} = 1 \text{ dla dowolnych} \\
 & & \mathtt{w}' \in W,\ \mathtt{t}' \in T \text{ oraz } \phi \in \mathcal{E}_t; \\
\left[\!\left[\mathbf{F}\,\phi\right]\!\right]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} & = 1 \quad \text{wtw, gdy} & \text{istnieje } \mathtt{t}' \in T \text{ takie, że } \mathtt{t} < \mathtt{t}' \text{ oraz} \\
 & & [\![\phi]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t}',g} = 1 \text{ dla dowolnego } \phi \in \mathcal{E}_t; \\
\left[\!\left[\mathbf{P}\,\phi\right]\!\right]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} & = 1 \quad \text{wtw, gdy} & \text{istnieje } \mathtt{t}' \in T \text{ takie, że } \mathtt{t}' < \mathtt{t} \text{ oraz} \\
 & & [\![\phi]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t}',g} = 1 \text{ dla dowolnego } \phi \in \mathcal{E}_t.
\end{array}
$$

Jak można by oczekiwać, operatory **F** i **P** interpretowane są w ramach bieżącej osi czasu. Zauważmy jednak, że formuła $\Box\phi$ jest spełniona wtedy i tylko wtedy, gdy formuła ϕ spełniona jest we <u>wszystkich</u> możliwych światach. Autorzy nie definiują żadnej relacji dostępu dla światów (lub, innymi słowy, jest to relacja totalna).[1] Operator intensji interpretowany jest jako funkcja przyporządkowująca wyrażeniom ich wartości dla poszczególnych światów, zaś operator eksensji — jako wynik zastosowania tej funkcji dla konkretnego świata.

Definicja 2.5. Powiemy, że formuła ϕ jest prawdziwa w modelu $\mathcal{M}$ na osi czasu $\mathtt{w}$ w momencie $\mathtt{t}$ (piszemy $[\![\phi]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t}} = 1$) wtedy i tylko wtedy, gdy $[\![\phi]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} = 1$ dla każdego $g \in \mathcal{G}$. Formułę ϕ nazwiemy prawdziwą w modelu $\mathcal{M}$ (piszemy $[\![\phi]\!]^{\mathcal{M}} = 1$) wtedy i tylko wtedy, gdy $[\![\phi]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t}} = 1$ dla każdego $\mathtt{w} \in W$ i $\mathtt{t} \in T$.

[1] W pracy Dowty i in. (1981) pada w pewnym miejscu (s.131, 136) uwaga, że takie podejście odpowiada systemowi S5. Nie jest to prawda, gdyż system S5 oznacza jedynie, że relacja dostępności światów jest relacją równoważności, niekoniecznie totalną. Na przykład powiązanie ze sobą jedynie światów „jednoczesnych" dalej byłoby zgodne z systemem S5.

Powiemy, że formuła ϕ jest prawdziwa (jest tautologią; piszemy $[\![\phi]\!] = 1$) wtedy i tylko wtedy, gdy $[\![\phi]\!]^{\mathcal{M}} = 1$ dla każdego modelu $\mathcal{M}$. Formuły ϕ oraz ψ nazwiemy *równoważnymi* wtedy i tylko wtedy, gdy $[\![\phi]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} = [\![\psi]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g}$ dla każdego modelu $\mathcal{M}$ oraz dowolnych $\mathtt{w} \in W$, $\mathtt{t} \in T$ i $g \in \mathcal{G}$.
Ponadto *intensją* wyrażenia α typu $a \in \mathcal{T}$ względem modelu $\mathcal{M}$ i wartościowania $g \in \mathcal{G}$ (piszemy $[\![\phi]\!]^{\mathcal{M},g}_{\not{c}}$) jest taka funkcja $h : W \times T \longmapsto D_a$, że $h(\langle \mathtt{w}, \mathtt{t} \rangle) = [\![\phi]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},\mathtt{g}}$ dla dowolnych $\mathtt{w} \in W$ i $\mathtt{t} \in T$.

Funkcja interpretacji F przypisuje stałym różnego typu ich intensje zgodnie z tym typem. W tenże sposób można zdefiniować wartości operatorów logicznych, choć one rzecz jasna nie zależą od funkcji F. Dla przykładu podamy odpowiednie wartości dla negacji i implikacji w tabeli 1.

$$[\![\neg]\!] = \begin{bmatrix} 1 & \longmapsto & 0 \\ 0 & \longmapsto & 1 \end{bmatrix} \qquad [\![\rightarrow]\!] = \begin{bmatrix} 1 & \longmapsto & \begin{bmatrix} 1 & \longmapsto & 1 \\ 0 & \longmapsto & 1 \end{bmatrix} \\ 0 & \longmapsto & \begin{bmatrix} 1 & \longmapsto & 0 \\ 0 & \longmapsto & 1 \end{bmatrix} \end{bmatrix}$$

Tabela 1: Wartość semantyczna operatorów negacji i implikacji

Ponieważ symbol $=$ może być używany do porównywania wyrażeń dowolnego typu, może zostać zastosowany również do stwierdzenia identyczności intensji dwóch wyrażeń. Zauważmy przy tym, że stwierdzenie $^\frown\alpha = {}^\frown\beta$ jest zazwyczaj mocniejsze niż zwykłe $\alpha = \beta$, gdyż dotyczą wartości dla wszystkich światów, a nie wybranego, tzn. $[\![^\frown\alpha]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} = [\![^\frown\alpha]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g}$ dla dowolnych $\mathtt{w} \in W, \mathtt{t} \in T$, co wynika z faktu, że wartość intensji w ogóle jest niezależna od świata, tzn. $[\![^\frown\alpha]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} = [\![^\frown\alpha]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w}',\mathtt{t}',g}$ dla dowolnych $\mathtt{w}, \mathtt{w}' \in W, \mathtt{t}, \mathtt{t}' \in T$. Oznacza to w szczególności, że $^\frown\alpha = {}^\frown\beta$ pociąga za sobą $\phi^\beta_\alpha \equiv \phi$. Zwróćmy ponadto uwagę, że w przypadku formuł symbol równości $=$ jest tożsamy z operatorem równoważności $\leftrightarrow$.

Operatory intensji i ekstensji posiadają jeszcze jedną bardzo ważną własność, która jest wielokrotnie wykorzystywana przy równoważnościowym przekształcaniu formuł. Mianowicie, niech α będzie dowolnym wyrażeniem typu a, $h\colon W \times T \longmapsto D_a$ zaś taką funkcją, że $h(\langle \mathtt{w}', \mathtt{t}' \rangle) = [\![\alpha]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w}',\mathtt{t}',\mathtt{g}}$ dla dowolnych $\mathtt{w}' \in W$ i $\mathtt{t}' \in T$. Wówczas:

$$[\![^{\smile\frown}\alpha]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} = [\![^\frown\alpha]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g}(\langle \mathtt{w}, \mathtt{t} \rangle) = h(\langle \mathtt{w}, \mathtt{t} \rangle) = [\![\alpha]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g}.$$

Dowty i in. (1981) twierdzą, że odwrotna zależność nie zawsze zachodzi. Rozważmy jednak dowolne wyrażenie α typu $\langle s, a \rangle$ (a zgodnie z definicją zbioru $\mathcal{E}$ tylko takiemu wyrażeniu, będącemu intensją innego wyrażenia, możemy przypisywać ekstensje). Wówczas $[\![{}^{\wedge\vee}\alpha]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} = h$, gdzie $h(\langle \mathtt{w}', \mathtt{t}'\rangle) = [\![{}^{\vee}\alpha]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w}',\mathtt{t}',\mathtt{g}} = [\![\alpha]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w}',\mathtt{t}',\mathtt{g}}(\langle \mathtt{w}', \mathtt{t}'\rangle)$ dla dowolnych $\mathtt{w}' \in W$ i $\mathtt{t}' \in T$. A to oznacza, że $[\![\alpha]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} = h = [\![{}^{\wedge\vee}\alpha]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g}$.

Przedstawimy teraz kilka sugestii terminologicznych, które przydadzą się w dalszych rozważaniach. Po pierwsze, intensje obiektów (typu e), czyli wyrażenia typu $\langle s, e\rangle$, będą określane mianem *pojęć prostych* (ang. *individual concept*). Po drugie, intensje formuł, czyli wyrażenia typu $\langle s, t\rangle$, będą określane mianem *stwierdzeń* (ang. *proposition*). Następnie, intensje predykatów jednoargumentowych typu $\langle e, t\rangle$ (wyrażenia typu $\langle s, \langle e, t\rangle\rangle$) będą nazywane *własnościami obiektów* (ang. *properties of individuals*). Ogólnie, *własnościami* wyrażeń typu $a \in \mathcal{T}$ będą określane wyrażenia typu $\langle s, \langle a, t\rangle\rangle$. Podobnie, intensje wyrażeń typu $\langle e, \langle e, t\rangle\rangle$ (a więc predykatów dwuargumentowych) będziemy nazywać intensją relacji między obiektami (ang. *relation-in-intention between individuals*), i pojęcie to z kolei uogólnia się na predykaty dwuargumentowe typu $\langle a, \langle b, t\rangle\rangle$ o argumentach typu $a, b \in \mathcal{T}$. Pojęcia te zestawione zostały w tabeli 2.

Typ	Określ. wyraż.	Wartość semantycz.	Intensja		
			Typ	Określenie	Wartość
e	obiekt	$D_e = A$	$\langle s, e\rangle$	pojęcie proste	$h\colon\ W \times T \longmapsto A$
t	formuła	$D_t = \{0, 1\}$	$\langle s, t\rangle$	stwierdzenie	$h\colon\ W \times T \longmapsto \{0, 1\}$
$\langle e, t\rangle$	predykat	2^A	$\langle s, \langle e, t\rangle\rangle$	własn. obiektu	$h\colon\ W \times T \longmapsto 2^A$
$\langle e, \langle e, t\rangle\rangle$	relacja	$2^{A \times A}$	$\langle s, \langle e, \langle e, t\rangle\rangle\rangle$	własn. relacji	$h\colon\ W \times T \longmapsto 2^{A \times A}$

Tabela 2: Charaktestyka wyrażeń podstawowych typów

Rozważmy ponadto wyrażenie ξ typu $\langle s, \langle e, t\rangle\rangle$ (czyli *własność obiektów*) oraz pewną stałą indywiduową α (typu e). Zamiar powiązania tych wyrażeń w celu uzyskania własności ξ obiektu α wydaje się naturalny i zrozumiały. Jednak nie jest możliwe dokonanie tego bezpośrednio, możemy jedynie określić ekstensję tego wyrażenia. W tym celu definiujemy $\xi\{\alpha\}$ jako ${}^{\vee}\xi(\alpha)$ dla dowolnych $\xi \in \mathcal{E}_{\langle s, \langle a, t\rangle\rangle}$ oraz $\alpha \in \mathcal{E}_a$, gdzie $a \in \mathcal{T}$ na oznaczenie faktu, że stała α ma własność ξ. Zauważmy przy tym, że ${}^{\wedge}\xi\{\alpha\} = {}^{\wedge\vee}\xi(\alpha) = \xi(\alpha)$.

Powyższe pojęcia wymagają jeszcze dodatkowego komentarza. Po pierwsze, musimy wyróżnić dwa rodzaje „zbiorów własności indywiduów”, w zależności od tego, czy są one reprezentowane przez stałe czy zmienne. Oczywiste jest, że dwie tożsame stałe mają te same własności (w danym świecie):

$$\Box \Big[a = b \;\leftrightarrow\; \lambda P\,[P\{a\}] = \lambda P\,[P\{b\}]\Big]\,.$$

Natomiast dwie tożsame zmienne, jako że mają to samo wartościowanie we wszystkich światach, mają tożsame także intensje własności:

$$\forall x\;\forall y\;\Box\Big[x = y \;\leftrightarrow\; {}^\frown\lambda P\,[P\{x\}] = {}^\frown\lambda P\,[P\{y\}]\Big]\,,$$

co dla stałych ewidentnie nie zachodzi. Oczywiście w banalny sposób wynika z tego także:

$$\forall x\;\forall y\;\Box\,[x = y \;\leftrightarrow\; \lambda P\,[P\{x\}] = \lambda P\,[P\{y\}]]\,.$$

Definicja 2.6. Powiemy, że *zbiór własności* jest *niesprzeczny*, jeżeli istnieje indywiduum, które posiada każdą własność z tego zbioru. Powiemy, że zbiór ten jest *maksymalny*, jeżeli dodanie doń jakiejkolwiek własności powoduje utratę niesprzeczności. Maksymalny niesprzeczny zbiór własności danego *indywiduum* będziemy nazywali *sublimacją* tego indywiduum. Dla zbioru indywiduów α, zbiór własności posiadanych przez wszystkie jego elementy (a więc przecięcie ich sublimacji) nazwiemy *sublimacją uniwersalną* α, zaś zbiór własności posiadanych przez którykolwiek jego element (a więc sumę ich sublimacji) będziemy nazywać *sublimacją egzystencjalną* α. Sublimację indywiduum opisuje wyrażenie $\lambda P\,[P\{x\}]$, sublimację uniwersalną: $\lambda P_\alpha \Big[\lambda Q\,\forall x\;[P_\alpha\{x\} \to Q\{x\}]\Big]$, zaś sublimację egzystencjalną: $\lambda P_\alpha \Big[\lambda Q\,\exists x\;[P_\alpha\{x\}\;\&\;Q\{x\}]\Big]$, gdzie P_α jest funkcją charakterystyczną zbioru α.

3 Podstawowe własności gramatyki PTQ

Oryginalna gramatyka PTQ (skrót pochodzi od tytułu pracy Montague *The proper treatment of quantification in ordinary English*) opisuje, zgodnie ze słowami samego Montague, „fragment języka angielskiego”. Syntaktyka tego języka skonstruowana jest za pomocą rekurencyjnych definicji określających, w jaki sposób frazy złożone konstruowane są z prostszych. Reguły składniowe nie tylko konkatenują wyrażenia wejściowe, lecz także dokonują transformacji danych wejściowych. Należy przy tym zauważyć, że składnia ta może zostać przełożona na równoważną gramatykę struktur frazowych z prostym składnikiem transformacyjnym.

Gramatyka PTQ jest przypadkiem sformułowanej przez Ajdukiewicza (1935) *gramatyki kategorialnej*. System tej gramatyki zakłada istnienie tylko dwóch prostych kategorii gramatycznych: rzeczownika i zdania. Wszystkie pozostałe jednostki leksykalne zostały zakwalifikowane jako kategorie funktorowe i scharakteryzowane w zależności od zdolności łączenia się z kategoriami już zdefiniowanymi. Formalna, rekurencyjna definicja kategorii składniowych jest następująca (w wersji zaproponowanej przez Montague):

Definicja 3.1. Kategoria składniowa jest to dowolny symbol, spełniający poniższe warunki:

- symbole e i t są kategoriami składniowymi;[2]
- jeśli A i B są kategoriami składniowymi, to A/B, $A//B$ są także kategoriami składniowymi.

W gramatykach kategorialnych wyrażenie kategorii A/B (lub $A//B$) złożone z wyrażeniem kategorii B daje wyrażenie kategorii A (zapisujemy $A/B \cdot B = A$). Rozróżnienie kategorii A/B i $A//B$ podyktowane było koniecznością uwzględnienia dwóch różnych kategorii o takiej samej budowie (przypadki trzech analogicznych kategorii nie występują). Rzecz jasna, kategorie takie tłumaczą się na ten sam typ języka IL. Zauważmy ponadto, że złożone symbole kategorii j. naturalnego czytane są „z prawa na lewo", gdy tymczasem złożone typy języka logicznego czytane są „z lewa na prawo".

Niezmiernie istotną cechą podejścia Montague jest zintegrowanie gramatyki kategorialnej i formalizmu logicznego IL w jedną całość, poprzez uzupełnienie gramatyki (zestawu reguł syntaktycznych) zestawem reguł semantycznych, za pomocą których dokonywana jest translacja (analiz) zdań j. naturalnego na na wyrażenia języka IL. Co najważniejsze, translacja ta stanowi rygorystycznie sformalizowaną procedurę, której celem było zachowanie zasady fregowskiej kompozycyjności także (a może nawet głównie) na poziomie translacji. Tak więc nie tylko zachowuje ona strukturę składniową każdego analizowanego zdania, ale także spełnia następujące warunki:

1. Każde wyrażenie proste danej kategorii jest tłumaczone na dokładnie jedno wyrażenie IL (niekoniecznie proste).
2. Istnieje ścisła odpowieniość pomiędzy kategoriami języka i typami IL (dotycząca wszystkich wyrażeń danej kategorii).
3. Dla każdej reguły składniowej istnieje dokładnie jedna odpowiadająca jej reguła translacyjna, która tworzy odpowiednie wyrażenie języka IL, zachowując przy tym odpowiedniość kategorii językowych i typów (czyli istnieje izomorfizm pomiędzy regułami syntaktycznymi i semantycznymi).

[2]Proste kategorie składniowe oznaczane są dokładnie tymi samymi symbolami co odpowiadające im typy proste, co jest rozwiązaniem odrobinę nieformalnym, choć nie prowadzi do konfuzji.

4 Gramatyka PTQ dla języka polskiego

W niniejszej pracy przedstawiamy własności gramtyki Montague dla języka polskiego. Nie mniej jednak prezentowane spostrzeżenia dotyczą ogólnych własności formalizmu, niezależnie od opisywanego języka. Oryginalna gramatyka języka angielskiego została opisana w pracy [Hajnicz, 2003]. Dokładne informacje dotyczące gramatyki języka polskiego zawrte są w [Hajnicz, 2006a, b].

4.1 Kategorie składniowe i reguły syntaktyczne

Kategorie składniowe dla „polskiego PTQ” są definiowane identycznie jak dla j. angielskiego, z tym że oczywiście ich wyrażeniami podstawowymi są wyrazy polskie.

W tabeli 3 wymienione zostały wszystkie kategorie składniowe wraz z przynależącymi do nich wyrażeniami podstawowymi. Zbiór wyrażeń podstawowych kategorii A oznaczany jest przez B_A; zbiór wszystkich wyrażeń tej kategorii oznaczany jest przez P_A. Zbiór wszystkich wyrażeń podstawowych dowolnej kategorii A jest oznaczany przez $\mathbf{B} = \bigcup B_A$; podobnie zbiór wszystkich wyrażeń $\mathbf{P} = \bigcup P_A$. Ponadto ze względu na wzrost liczby kategorii czasownikowych przyjmujemy oznaczenie $B_{VP} = B_{IV} \cup B_{TV} \cup B_{IV/t} \cup B_{IV/IV} \cup B_{TTV} \cup B_{IV/IV/T} \cup B_{IV/ADJ}$ oraz $P_{VP} = P_{IV} \cup P_{TV} \cup P_{IV/t} \cup P_{IV/IV} \cup P_{TTV} \cup P_{IV/IV/T} \cup B_{IV/ADJ}$.

Przyjmiemy jeszcze założenie, że elementami zbioru wyrażeń podstawowych $\mathbf{B}$ będą formy podstawowe leksemów (tak jak je wymieniono w tabeli 3), zaś zbioru wyrażeń $\mathbf{P}$, na którym bezpośrednio operuje gramatyka, już ich formy podstawowe wraz z opisem morfoskładniowym. Ponieważ jednak tematem niniejszego raportu są własności formalne gramatyki, kwestie syntaktyczne i morfosyntaktyczne zostaną tu ograniczone do minimum. Zaintersowanych odsyłam do [Hajnicz, 2006a,b].

Ze względu na swe własności semantyczne przymiotniki zostały podzielone na dwie podkategorie: *rzeczywiste* ($B_{ADJR} = \{$radosny, wysoki, zielony$\}$) oraz *domniemane* ($B_{ADJR} = \{$domniemany, fikcyjny, mityczny, rzekomy$\}$).

Natomiast w tabeli 4 przedstawimy zestaw atrybutów niezbędny do opisu fleksji, a w zasadzie szerzej cech morfoskładniowych leksemów należących do poszczególnych kategorii składniowych dla j. polskiego.

Oczywiście opisywana gramatyka zapewnia, że zdania polskie formułowane są w naturalny sposób z form wyrazowych. Wprowadzamy cztery funkcje: $\mathfrak{m}$ przypisującą formie wyrazowej jej opis morfoskładniowy, $\mathfrak{F}$ przypisującą lexemowi wyposażonemu w atrybuty odpowiednią formę fleksyjną, $\mathfrak{L}$ pozbawiającą wyrażenie jego opisu morfoskładniowego oraz $\mathfrak{s}$ przypisującą formie podstawowej leksemu zbiór wszystkich możliwych jego form fleksyjnych.

Nazwa Kategorii	Definicja Kategorii	Opis Kategorii	Wyrażenia podstawowe
e		brak	brak
t		zdanie	brak
IV	t/e	fraza czasownikowa oraz czasownik nieprzechodni	biec, mówić, wstawać, spacerować
T	t/IV	fraza rzeczownikowa oraz nazwa własna	Jan, Maria, Bogdan, Pisa, $\texttt{on}_0$, $\texttt{on}_1$, ...
TV	IV/T	czasownik przechodni	być, jeść, kochać, całować, szukać, tracić
IAV	$IV//IV$	przysłówek przyczasownikowy	powoli, gorąco, gwałtownie, usilnie, rzekomo
CN	$t//e$	rzeczownik pospolity	mężczyzna, kobieta, bohater, ryba rzeka, jezioro, pióro, jednorożec
t/t		przysłówek zdaniowy	niewątpliwie
IAV/T		przyimek	o, nad, w, z
IV/t		czasownik o dopełnieniu zdaniowym	wierzyć, twierdzić
IV/IV		czasownik o dopełnieniu bezokolicznikowym	próbować, chcieć, móc
DET	T/CN	rodzajnik	każdy, żaden, '␣' (pusty)
ADJ	CN/CN	przymiotnik	zielony, wysoki, radosny fikcyjny, mityczny, rzekomy
TTV	$IV/T/T$	czasownik przechodni o dwóch dopełnieniach	kupować, dawać, pokazywać
$IV/IV/T$		czasownik o dopełnieniu dalszym bezokolicznik.	nakazywać, pozwalać, zabraniać, obiecywać, przysięgać
IV/ADJ		czasownik łącznikowy	być

Tabela 3: Kategorie składniowe gramatyki PTQ

Definicja 4.1. Przez ATRYB (α) oznaczamy wartość atrybutu ATRYB dla wyrażenia α. Jeżeli wyrażenia danej kategorii nie posiadają tego atrybutu, wartością tak zdefiniowanej funkcji jest ∇. Powiemy, że wyrażenia α, β są *zgodne* dla atrybutu ATRYB (piszemy ATRYB $(\alpha) \approx$ ATRYB (β)) wtw, gdy ATRYB $(\alpha) =$ ATRYB (β) bądź ATRYB $(\alpha) = \nabla \ \vee$ ATRYB $(\beta) = \nabla$. Powiemy, że wyrażenia α, β są *zgodne* (piszemy $\alpha \approx \beta$), jeśli są zgodne dla wszystkich atrybutów.

Nazwa atryb.	Opis atrybutu	Zbiór wartości	Kategorie znakowane daną cechą
NUM	liczba	*sg, pl*	*T, CN, ADJ, DET, IV, TV, IV/t, IV/IV, TTV, IV/IV/T, IV/ADJ*
CASE	przypadek	*nom, gen, dat acc, inst, loc*	*T, CN, TV, TTV, IV/IV/T, IAV/T*
GEND	rodzaj	*m1, m2, m3, f, n*	*T, CN, ADJ, DET, IV, TV, IV/t, IV/IV, TTV, IV/IV/T, IV/ADJ*
PERS	osoba	*pri, sec, ter*	*IV, TV, IV/t, IV/IV, TTV, IV/IV/T, IV/ADJ*
FINIT	finitywność	*inf, fin, past*	*IV, TV, IV/t, IV/IV, TTV, IV/IV/T, IV/ADJ*
NEG	zanegowanie	'+', '−'	*DET, T*
PRAEP	poprzyimkowość	*pr, npr*	*T*
REFL	zwrotność	'+', '−'	*T*
RELAT	względność	'+', '−'	*T*

Tabela 4: Atrybuty wyrażeń podstawowych poszczególnych kategorii składniowych w „polskim" PTQ

Poniżej przedstawiamy listę wszystkich rozważanych w niniejszym rozdziale reguł syntaktycznych dla j. polskiego, zachowując przy tym oryginalną numerację dla j. angielskiego zaproponowaną przez Montague i kontynuowaną przez Dowty'ego i in. (1981). Wszystkie wprowadzana do reguł różnice wykraczające poza oczywiste kwestie uzgadniania form fleksyjnych będą *explicite* sygnalizowane i uzasadniane.

S1 Dla dowolnej kategorii A zachodzi $\mathfrak{m}(\mathfrak{s}(B_A)) \subseteq P_A$.
Ponieważ przyjęliśmy, że wyrażenia podstawowe zawierają formy podstawowe wyrazów bez opisu morfologicznego, należało je w taki opis wyposażyć przed włączeniem do zbioru wyrażeń.

S2 Jeśli $\delta \in P_{DET}$, $\xi \in P_{CN}$ oraz $\delta \approx \beta$, gdzie $\mathfrak{L}(\beta) \in B_{CN}$ jest pierwszym rzeczownikiem pospolitym w ξ, to $F_2(\delta, \xi) = \delta\ \xi \in P_T$.[3]
Ponieważ rodzajnik (kategorii *DET*) ma postać przymiotnika, musi uzgadniać się z rzeczownikiem pospolitym (kategorii *CN*) co do rodzaju, liczby i przypadka, by móc utworzyć frazę rzeczownikową (kategorii T).

[3]Zapis $\delta \approx \beta$ jest poprawny, gdyż $P_{DET} = B_{DET}$ — żadna reguła nie tworzy złożonych fraz tej kategorii.

S3 Jeśli $\mathfrak{L}(\xi) \in B_{CN}$, $\phi \in P_t$ i $\textsc{Case}(\texttt{on}_n) = \textsc{Case}(\xi)$ oraz $\textsc{Relat}(\texttt{on}_n^1) = $ '+', gdzie $\texttt{on}_n^1$ jest pierwszym wystąpieniem jakiegokolwiek rzeczownika w ϕ, to $F_{3,n}(\xi, \phi) = \xi\ \phi' \in P_{CN}$, gdzie ϕ' powstaje z ϕ przez zastąpienie wszystkich wystąpień $\texttt{on}_n$ takich, że $\textsc{Case}(\texttt{on}_n^k) \neq \textit{nom}$ lub $\eta \neq \texttt{on}_n$ dla $\mathfrak{L}(\eta) \in B_T \cup B_{CN}$ będącego ostatnim wystąpieniem rzeczownika w ϕ poprzedzającym $\texttt{on}_n^k$ $(k > 1)$ takim, że $\textsc{Case}(\eta) = \textit{nom}$ przez zaimek (z zachowaniem opisu morfoskładniowego), wpp. jest ono ignorowane (zastępowane pustym napisem).

Reguła ta przyłącza zdanie względne (kategorii t), rozpoczynające się od względnego wystąpienia zmiennej syntaktycznej, do rzeczownika pospolitego (kategorii CN), tworząc zmodyfikowany rzeczownik pospolity.

S4 Jeśli $\alpha \in P_T$, $\delta \in P_{IV}$ oraz pierwszym wyrazem w δ nie jest partykuła *nie* oraz dla $\mathfrak{L}(\gamma) \in B_T \cup B_{CN}$ będącego pierwszym rzeczownikiem w α, $\mathfrak{L}(\beta_1) \in B_{VP}$ będącego pierwszym czasownikiem w δ zachodzi:

(i) $\textsc{Case}(\gamma) = \textit{nom}$,

(ii) $\textsc{Gend}(\gamma) = \textsc{Gend}(\beta_1)$ oraz $\textsc{Num}(\gamma) = \textsc{Num}(\beta_1)$,

(iii) $\textsc{Neg}(\eta) = $ '−' dla $\eta \in P_{DET}$ będącego pierwszym rodzajnikiem w α (o ile taki istnieje),

(iv) dla $\delta = \beta_1\ \gamma_1\ \nu_1\ ...\ \beta_{n-1}\ \gamma_{n-1}\ \nu_{n-1}\ \Xi$, gdzie $\Xi = \beta_n\ \gamma_n'\ \gamma_n$ lub $\Xi = \beta_n'\ \phi$ lub $\Xi = \beta_n''\ \xi$, oraz $\mathfrak{L}(\beta_1), ..., \mathfrak{L}(\beta_{n-1}) \in B_{IV/IV} \cup B_{IV/IV/T}$, $\mathfrak{L}(\beta_n) \in B_{IV} \cup B_{TV} \cup B_{TTV}$, $\mathfrak{L}(\beta_n') \in B_{IV/t}$, $\mathfrak{L}(\beta_n'') \in B_{IV/ADJ}$, $\gamma_n, \gamma_n' \in P_T$, $\phi \in P_t$, $\mathfrak{L}(\xi) \in B_{ADJR}$, $\nu_1, ..., \nu_{n-1} = \textit{nie} \vee \emptyset$, zaś $\gamma_1, ..., \gamma_{n-1} \in P_T$:[4]

- dla $\Xi = \beta_n''\ \xi$, jeśli $\mathfrak{L}(\beta_i) \in B_{IV/IV} \cup B_{SCV}$ dla każdego $i < n$, to $\gamma \approx \xi$, wpp. $\gamma_i \approx \xi$ dla ostatniego β_i w szeregu czasowników takiego, że $\mathfrak{L}(\beta_i) \in B_{OCV}$,
- $\textsc{Neg}(\eta_i) = $ '−' dla $\eta_i \in P_{DET}$ będącego pierwszym rodzajnikiem w γ_i dla wszystkich γ_i takich, że $\nu_l = \emptyset$ dla $l < i$,
- jeśli $\alpha = \texttt{on}_k$, to $\textsc{Refl}(\gamma_i) = $ '+' dla każdego $\gamma_i = \texttt{on}_k$ takiego, że $\textsc{Case}(\gamma_i) \neq \textit{nom}$,
- jeśli $\gamma_j = \texttt{on}_l$ jest pierwszym wystąpieniem $\texttt{on}_l$ w δ oraz $\mathfrak{L}(\beta_j) \in B_{OCV}$, to $\textsc{Refl}(\gamma_i) = $ '+' dla każdego $\gamma_i = \texttt{on}_l$ takiego, że $i > l$ oraz $\textsc{Case}(\gamma_i) \neq \textit{nom}$,
- w pozostałych przypadkach $\textsc{Refl}(\gamma_i) = $ '−',

[4] Rzecz jasna $\gamma_i = \emptyset$ dla $\mathfrak{L}(\beta_i) \in B_{IV/IV}$, podobnie $\gamma_n = \emptyset$ dla $\mathfrak{L}(\beta_n) \in B_{IV}$ i $\gamma_n' \neq \emptyset$ jedynie dla $\mathfrak{L}(\beta_n') \in B_{TTV}$.

(v) jeśli $\mathfrak{L}(\beta_1) \in B_{IV/t}$ lub $\alpha = \texttt{on}_k$ i $\textsc{Relat}(\alpha) =$ '+', to $\textsc{Relat}(\texttt{on}_n) =$ '−' dla każdego $\texttt{on}_n$ w δ, wpp. istnieje co najwyżej jedno $\texttt{on}_n$ w δ takie, że $\textsc{Relat}(\texttt{on}_n) =$ '+' oraz jest to pierwsze wystąpienie tej zmiennej syntaktycznej w δ,

to $F_4(\alpha, \delta), F_{13}(\alpha, \delta), F_{15}(\alpha, \delta) \in P_t$, gdzie:

a. jeśli $\textsc{Finit}(\beta_1) = \mathit{fin}$, to

$$F_4(\alpha, \delta) = \begin{cases} \alpha\ \delta & \text{jeśli } \textsc{Relat}(\texttt{on}_n) = \text{'}-\text{' dla każdego } \texttt{on}_n \text{ w } \delta, \\ \zeta\ \texttt{on}_n\ \alpha\ \delta' & \text{jeśli } \textsc{Relat}(\texttt{on}_n) = \text{'+', gdzie } \zeta \in P_{IAV/T} \text{ jest przyimkiem poprzedzającym } \texttt{on}_n \text{ w } \delta \text{ (wpp. } \zeta = \emptyset\text{), zaś } \delta' \text{ powstaje z } \delta \text{ przez usunięcie z niej napisu '}\zeta\ \texttt{on}_n\text{'.} \end{cases}$$

b. jeśli $\textsc{Finit}(\beta_1) = \mathit{inf}$, to

$$F_{13}(\alpha, \delta) = \begin{cases} \alpha\ \delta & \text{jeśli } \textsc{Relat}(\texttt{on}_n) = \text{'}-\text{' dla każdego } \texttt{on}_n \text{ w } \delta \text{ oraz } \mathfrak{L}(\beta_1) = \textsf{być} \text{ i } \textsc{Tense}(\beta_1) = \mathit{fut}, \\ \alpha\ \mathit{będzie}\ \delta & \text{jeśli } \textsc{Relat}(\texttt{on}_n) = \text{'}-\text{' dla każdego } \texttt{on}_n \text{ w } \delta \text{ oraz } \mathfrak{L}(\beta_1) \neq \textsf{być}, \\ \zeta\ \texttt{on}_n\ \alpha\ \delta' & \text{jeśli } \textsc{Relat}(\texttt{on}_n) = \text{'+', gdzie } \zeta \in P_{IAV/T} \text{ jest przyimkiem poprzedzającym } \texttt{on}_n \text{ w } \delta \text{ (wpp. } \zeta = \emptyset\text{), zaś } \delta' \text{ powstaje z } \delta \text{ przez usunięcie z niej napisu '}\zeta\ \texttt{on}_n\text{' oraz } \mathfrak{L}(\beta_1) = \textsf{być} \text{ i } \textsc{Tense}(\beta_1) = \mathit{fut}, \\ \zeta\ \texttt{on}_n\ \alpha\ \mathit{będzie}\ \delta' & \text{jeśli } \textsc{Relat}(\texttt{on}_n) = \text{'+' oraz } \mathfrak{L}(\beta_1) \neq \textsf{być} \text{ oraz } \zeta, \delta' \text{ zdefiniowane są jak powyżej.} \end{cases}$$

c. jeśli $\textsc{Finit}(\beta_1) = \mathit{past}$, to $F_{15}(\alpha, \delta) = F_4(\alpha, \delta)$.

Reguła ta łączy frazę rzeczownikową w mianowniku (kategorii T) i frazę czasownikową (kategorii IV; domyślna 3.os.) w zdanie oznajmujące (kategorii t).

S5 Jeśli $\delta \in P_{TV}$, $\alpha \in P_T$ oraz dla $\mathfrak{L}(\gamma) \in B_T \cup B_{CN}$ będącego pierwszym rzeczownikiem w α, $\mathfrak{L}(\beta) \in B_{TV} \cup B_{TTV} \cup B_{IV/IV/T}$ będącego pierwszym czasownikiem w δ zachodzi $\textsc{Case}(\gamma) = \textsc{Case}(\beta)$, to $F_5(\delta, \alpha) = \delta\, \alpha \in P_{IV}$.
Reguła ta łączy czasowniki przechodnie (kategorii *TV*) z frazą rzeczownikową (kategorii T), tworząc frazę czasownikową (kategorii *IV*).

S6 Jeśli $\delta \in P_{IAV/T}$ oraz $\alpha \in P_T$ oraz $\delta \approx \beta$ dla pierwszego rzeczownika $\mathfrak{L}(\beta) \in B_{CN} \cup B_T$ w α oraz $\textsc{Praep}(\beta) = pr$ w przypadku, gdy $\mathfrak{L}(\beta) \in B_T$, to $F_5(\delta, \alpha) = \delta\, \alpha \in P_{IAV}$.
Reguła ta łączy przyimki (kategorii *IAV/T*) z frazą rzeczownikową (kategorii T), tworząc frazę przysłówkową przyczasownikową.

S7 Jeśli $\delta \in P_{IV/t}$ oraz $\phi \in P_t$, to $F_{11}(\delta, \phi) =$ 'δ, `że` ϕ' $\in P_{IV}$.
Reguła ta łączy czasowniki o dopełnieniu zdaniowym kategorii IV/t (jak *believe*) ze zdaniem (kategorii t) za pomocą spójnika `że`, tworząc frazę czasownikową (kategorii *IV*).

S8 Jeśli $\alpha \in P_{IV/IV}$ oraz $\delta \in P_{IV}$, oraz zachodzi (dla $\delta = \beta_1\ \gamma_1\ \nu_1\ \ldots\ \beta_{n-1}\ \gamma_{n-1}\ \nu_{n-1}\ \Xi$, gdzie $\Xi = \beta_n\ \gamma'_n\ \gamma_n$ lub $\Xi = \beta'_n\ \phi$ lub $\Xi = \beta''_n\ \xi$, oraz $\mathfrak{L}(\beta_1), \ldots, \mathfrak{L}(\beta_{n-1}) \in B_{IV/IV} \cup B_{IV/IV/T}$, $\mathfrak{L}(\beta_n) \in B_{IV} \cup B_{TV} \cup B_{TTV}$, $\mathfrak{L}(\beta'_n) \in B_{IV/t}$, $\mathfrak{L}(\beta''_n) \in B_{IV/ADJ}$, $\gamma_n, \gamma'_n \in P_T$, $\phi \in P_t$, $\mathfrak{L}(\xi) \in B_{ADJR}$, $\nu_1, \ldots, \nu_{n-1} = nie \vee \emptyset$, zaś $\gamma_1, \ldots, \gamma_{n-1} \in P_T$):

(i) $\textsc{Finit}(\beta_1) = inf$,

(ii) jeśli $\alpha = \beta\ \mathtt{on}^1_k$, gdzie $\mathfrak{L}(\beta) \in B_{OCV}$ lub $\textsc{Refl}(\mathtt{on}^1_k) =$ '+', to $\textsc{Refl}(\gamma_i)$ = '+' dla każdego $\gamma_i = \mathtt{on}_k$ takiego, że $\textsc{Case}(\gamma_i) \neq nom$,

(iii) jeśli $\gamma_j = \mathtt{on}_l$ jest pierwszym wystąpieniem $\mathtt{on}_l$ w δ oraz $\mathfrak{L}(\beta_j) \in B_{OCV}$ lub $\textsc{Refl}(\gamma_j) =$ '+', to $\textsc{Refl}(\gamma_i) =$ '+' dla każdego $\gamma_i = \mathtt{on}_l$ takiego, że $i > l$ oraz $\textsc{Case}(\gamma_i) \neq nom$,

(iv) w pozostałych przypadkach $\textsc{Refl}(\gamma_i) =$ '−',

to $F_2(\alpha, \delta) = \alpha\ \delta \in P_{IV}$ lub jeśli pierwszym wyrazem w α jest *nie* oraz $\Xi = \beta_n\ \gamma'_n\ \gamma_n$, gdzie $\mathfrak{L}(\beta_n) \in B_{TV} \cup B_{TTV}$ (tzn. $\gamma_n \neq \emptyset$) oraz $\textsc{Case}(\rho) = acc$, gdzie $\rho \in B_{CN} \cup B_T$ jest pierwszym rzeczownikiem w γ_n, to także $F_{17}(\alpha, \delta) = \alpha\ \delta' \in P_{IV}$, gdzie δ' powstaje z δ poprzez zastąpienie ρ przez $\hat{\rho}$, które różni się od ρ tym, że $\textsc{Case}(\hat{\rho}) = gen$.
Reguła ta łączy czasownik kategorii IV/IV ze „zwykłą" frazą czasownikową kategorii IV w bezokoliczniku, dając w rezultacie zmodyfikowaną frazę czasownikową.

S9 Jeśli $\delta \in P_{t/t}$ oraz $\phi \in P_t$, to $F_6(\delta, \phi) = \delta\ \phi \in P_t$.
Reguła ta łączy przysłówki zdaniowe (kategorii t/t) ze zdaniem (kategorii t), dając w rezultacie (zmodyfikowane) zdanie.

S10 Jeśli $\delta \in P_{IAV}$ oraz $\beta \in P_{IV}$, to $F_7(\delta, \beta) = \beta\ \delta \in P_{IV}$ oraz $F'_7(\delta, \beta) = \delta\ \beta \in P_{IV}$.

Reguła ta łączy przysłówki przyczasownikowe (kategorii *IAV*; typu $\langle\langle s, \langle e, t\rangle\rangle, \langle e, t\rangle\rangle$) z frazą czasownikową, dając w rezultacie (zmodyfikowaną) frazę czasownikową.

S11 Jeśli $\phi, \psi \in P_t$ oraz $\text{Relat}(\eta) = \text{Relat}(\xi)$ dla $\mathfrak{L}(\eta), \mathfrak{L}(\xi) \in B_T \cup B_{CN}$ będących pierwszymi rzeczownikami w ϕ, ψ, odpowiednio, to:

a. $F_8(\phi, \psi) =$ 'ϕ i ψ' $\in P_t$.

b. $F_9(\phi, \psi) =$ 'ϕ lub ψ' $\in P_t$.

Reguły te łączą dwa zdania (kategorii t) za pomocą spójników i, lub w zdanie złożone.

S12 Jeśli $\delta, \gamma \in P_{IV}$ oraz $\alpha \approx \beta$ dla $\mathfrak{L}(\alpha)$, $\mathfrak{L}(\beta) \in B_{VP}$ będących pierwszymi czasownikami w δ, γ, odpowiednio, oraz $\text{Relat}(\eta) =$ '–' dla $\mathfrak{L}(\eta) \in B_T$ będącego dowolnym wystąpieniem zmiennej syntaktycznej w δ bądź γ, to

a. $F_8(\delta, \gamma) =$ 'δ i γ' ' $\in P_{IV}$,

b. $F_9(\delta, \gamma) =$ 'δ lub γ' ' $\in P_{IV}$,

$$\gamma' = \begin{cases} \textit{będzie}\ \gamma & \text{dla Tense}(\alpha_1) = \textit{fut} \text{ i } \mathfrak{L}(\alpha_1) = \textsf{być} \text{ i } \mathfrak{L}(\beta_1) \neq \textsf{być}, \\ \gamma & \text{wpp.} \end{cases}$$

Te dwie reguły sformułowane zostały dla współrzędnych fraz czasownikowych (kategorii *IV*).

S13 Jeśli $\alpha, \beta \in P_T$ oraz dla $\mathfrak{L}(\alpha_1)$, $\mathfrak{L}(\beta_1) \in B_{CN} \cup B_T$ będących pierwszymi rzeczownikami w α, β, odpowiednio, zachodzi:

(i) $\text{Case}(\alpha_1) = \text{Case}(\beta_1)$,

(ii) $\mathfrak{F}(\alpha_1) \neq \mathfrak{F}(\beta_1)$ dla α_1, β_1 będących zmiennymi syntaktycznymi,

(iii) $\text{Relat}(\alpha_1) = \text{Relat}(\beta_1) =$ '–',

(iv) $\text{Neg}(\eta) = \text{Neg}(\xi)$ dla $\eta, \xi \in P_{DET}$ będących pierwszymi rodzajnikami w α, β, odpowiednio (o ile takie istnieją),

to $F_9(\alpha, \beta) =$ 'α lub β' $\in P_T$.

Z kolei ta reguła sformułowana została dla współrzędnych fraz rzeczownikowych (kategorii T) wiążanych spójnikiem lub.

S14 Jeśli $\alpha \in P_T$, $\phi \in P_t$ oraz dla każdego k-ego wystąpienia $\texttt{on}_n^k$ w ϕ i dla pierwszego rzeczownika $\mathfrak{L}(\beta) \in B_{CN} \cup B_T$ w α zachodzi $\text{Gend}(\beta) = \text{Gend}(\texttt{on}_n^k)$, $\text{Relat}(\texttt{on}_n^k) =$ '–'[5] i $\beta \approx \texttt{on}_n^1$, to $F_{10,n}(\alpha, \phi) \in P_t$, gdzie

[5] Względne zmienne syntaktyczne przetwarzane są wyłącznie przez regułę **S3**.

$F_{10,n}(\alpha, \phi)$:

powstaje z ϕ przez zastąpienie pierwszego wystąpienia $\mathtt{on}_n^1$ przez α oraz każdego kolejnego k-etgo wystąpienia $\mathtt{on}_n^k$ (dla $k > 1$) w ϕ przez zaimek (z zachowaniem opisu morfoskładniowego), o ile zachodzi którykolwiek z warunków:

- $\textsc{Case}(\mathtt{on}_n^k) \neq \mathit{nom}$,
- mamy do czynienia z napisem '$\mathtt{on}_n^k$ lub',
- $\eta \neq \mathtt{on}_n$ dla $\mathfrak{L}(\eta) \in B_T \cup B_{CN}$ będącego ostatnim wystąpieniem rzeczownika w δ takim, że $\textsc{Case}(\eta) = \mathit{nom}$,

wpp. jest ono ignorowane — dla $\alpha \neq \mathtt{on}_m$,

powstaje z ϕ przez zastąpienie wszystkich wystąpień $\mathtt{on}_n$ przez $\mathtt{on}_m$ (z zachowaniem opisu morfoskładniowego) — dla $\alpha = \mathtt{on}_m$.

Reguła ta zamienia w zdaniu (kategorii t) pierwsze wystąpienie zmiennej syntaktycznej $\mathtt{on}_n$ na frazę rzeczownikową (kategorii T), zaś pozostałe wystąpienia na „zwykły" zaimek. Rzecz jasna reguła ta (tzn. operacja F_{10}) jest ewidentnym przeciwieństwem „zwykłej konkatenacji".

S16 Jeśli $\alpha \in P_T$, $\delta \in P_{IV}$ oraz $\textsc{Gend}(\beta) = \textsc{Gend}(\mathtt{on}_n^k)$, $\textsc{Relat}(\mathtt{on}_n^k) =$ '$-$' i $\beta \approx \mathtt{on}_n^1$ dla każdego k-etgo wystąpienia $\mathtt{on}_n^k$ w ϕ i dla pierwszego rzeczownika $\mathfrak{L}(\beta) \in B_{CN} \cup B_T$ w α, to $F_{10,n}(\alpha, \delta) \in P_{IV}$.

Reguła ta zamienia we frazie czasownikowej (kategorii IV) pierwsze wystąpienie zmiennej syntaktycznej $\mathtt{on}_n$ na frazę rzeczownikową (kategorii T), zaś pozostałe wystąpienia na „zwykły" zaimek.

S17 Jeśli $\alpha \in P_T$, $\delta \in P_{IV}$ oraz pierwszym wyrazem w δ jest partykuła *nie* oraz dla $\mathfrak{L}(\gamma) \in B_T \cup B_{CN}$ będącego pierwszym rzeczownikiem w α, $\mathfrak{L}(\beta_1) \in B_{VP}$ będącego pierwszym czasownikiem w δ zachodzi:

(i) $\mathit{nom} \in \textsc{Case}(\gamma)$,

(ii) $\textsc{Gend}(\gamma) = \textsc{Gend}(\beta_1)$ oraz $\textsc{Num}(\gamma) = \textsc{Num}(\beta_1)$,

(iii) $\textsc{Neg}(\eta) =$ '+' dla $\eta \in P_{DET}$ będącego pierwszym rodzajnikiem w α (o ile taki istnieje),

(iv) dla $\delta = \beta_1\ \gamma_1\ \nu_1\ ...\ \beta_{n-1}\ \gamma_{n-1}\ \nu_{n-1}\ \Xi$, gdzie $\Xi = \beta_n\ \gamma'_n\ \gamma_n$ lub $\Xi = \beta'_n\ \phi$ lub $\Xi = \beta''_n\ \xi$, oraz $\mathfrak{L}(\beta_1), ..., \mathfrak{L}(\beta_{n-1}) \in B_{IV/IV} \cup B_{IV/IV/T}$, $\mathfrak{L}(\beta_n) \in B_{IV} \cup B_{TV} \cup B_{TTV}$, $\mathfrak{L}(\beta'_n) \in B_{IV/t}$, $\mathfrak{L}(\beta''_n) \in B_{IV/ADJ}$, $\gamma_n, \gamma'_n \in P_T$, $\phi \in P_t$, $\mathfrak{L}(\xi) \in B_{ADJR}$, $\nu_1, ..., \nu_{n-1} = \mathit{nie} \vee \emptyset$, zaś $\gamma_1, ..., \gamma_{n-1} \in P_T$:

– dla $\Xi = \beta''_n\ \xi$, jeśli $\mathfrak{L}(\beta_i) \in B_{IV/IV} \cup B_{SCV}$ dla każdego $i < n$, to $\gamma \approx \xi$, wpp. $\gamma_i \approx \xi$ (z dokładnością do $\textsc{Case}(\xi) = \textit{inst}$) dla ostatniego β_i w szeregu czasowników takiego, że $\mathfrak{L}(\beta_i) \in B_{OCV}$,
– jeśli $\alpha = \texttt{on}_k$, to $\textsc{Refl}(\gamma_i) =$ '+' dla każdego $\gamma_i = \texttt{on}_k$ takiego, że $\textsc{Case}(\gamma_i) \neq \textit{nom}$,
– jeśli $\gamma_j = \texttt{on}_l$ jest pierwszym wystąpieniem $\texttt{on}_l$ w δ oraz $\mathfrak{L}(\beta_j) \in B_{OCV}$, to $\textsc{Refl}(\gamma_i) =$ '+' dla każdego $\gamma_i = \texttt{on}_l$ takiego, że $i > l$ oraz $\textsc{Case}(\gamma_i) \neq \textit{nom}$,
– w pozostałych przypadkach '−' $\in \textsc{Refl}(\gamma_i)$,

(v) jeśli $\mathfrak{L}(\beta_1) \in B_{IV/t}$ lub $\alpha = \texttt{on}_k$ i $\textsc{Relat}(\alpha) =$ '+', to $\textsc{Relat}(\texttt{on}_n) =$ '−' dla każdego $\texttt{on}_n$ w δ, wpp. istnieje co najwyżej jedno $\texttt{on}_n$ w δ takie, że $\textsc{Relat}(\texttt{on}_n) =$ '+' oraz jest to pierwsze wystąpienie tej zmiennej syntaktycznej w δ,

to $F_{12}(\alpha, \delta), F_{14}(\alpha, \delta), F_{16}(\alpha, \delta) \in P_t$, gdzie:

a. jeśli $\textsc{Finit}(\beta_1) = \textit{fin}$, to $F_{12}(\alpha, \delta) = F_4(\alpha, \delta)$,

b. jeśli $\textsc{Finit}(\beta_1) = \textit{inf}$, to $F_{14}(\alpha, \delta) = F_{13}(\alpha, \delta)$,

c. jeśli $\textsc{Finit}(\beta_1) = \textit{past}$, to $F_{16}(\alpha, \delta) = F_4(\alpha, \delta)$.

Reguła ta łączy frazę rzeczownikową w mianowniku (kategorii T) i (zaprzeczoną) frazę czasownikową (kategorii IV; domyślna 3.os.) w zdanie przeczące (kategorii t). Dołączana fraza rzeczownikowa musi być przecząca tak jak całe zdanie.

S18* Jeśli $\delta \in B_{VP}$ oraz *nie* nie jest pierwszym słowem w δ, to $F^{\star}_{21}(\delta) = \textsf{nie}\ \delta' \in P_{VP}$ (z zachowaniem kategorii), przy czym δ' powstaje z δ w taki sposób, że jeśli $\textsc{Case}(\delta) = \textit{acc}$ dla $\delta \in B_{TV} \cup B_{TTV} \cup B_{IV/IV/T}$, to $\textsc{Case}(\delta') = \textit{gen}$, w pozostałych przypadkach $\delta' = \delta$.[6]

Reguła ta przyłącza partykułę *nie* do czasownika, tworząc zanegowany czasownik tej samej kategorii.

S19* Jeśli $\delta \in P_{ADJ}$, $\alpha \in P_{CN}$ oraz $\delta \approx \beta$, gdzie $\mathfrak{L}(\beta) \in B_{CN}$ jest pierwszym rzeczownikiem pospolitym w α, to $F_2(\delta, \alpha) = \delta\ \alpha \in P_{CN}$.

Reguła ta łączy przymiotniki (kategorii *ADJ*) z rzeczownikiem pospolitym dając w rezultacie (zmodyfikowany) złożony rzeczownik pospolity.

S20* Jeśli $\delta \in P_{IV/ADJ}$, $\mathfrak{L}(\xi) \in B_{ADJR}$, to $F_2(\delta, \xi) = \delta\ \xi \in P_{IV}$.

Reguła ta łączy czasownik łącznikowy (kategorii IV/ADJ) z przymiotnikiem (kategorii *ADJ*) w frazę czaownikową (kategorii *IV*).

[6] Operacje strukturalne dodane przez autorkę niniejszej pracy etykietowane będą symbolem $\star$.

S21* Jeśli $\delta \in P_{TTV}$, $\alpha \in P_T$ oraz dla $\mathfrak{L}(\gamma) \in B_T \cup B_{CN}$ będącego pierwszym rzeczownikiem w α zachodzi $\textsc{Case}(\gamma) = \textsc{Case}1(\delta)$, to $F_2(\delta, \alpha) = \delta\, \alpha \in P_{IV}$.
Reguła ta łączy czasowniki przechodnie z dwoma dopełnieniami (kategorii *TTV*) z frazą rzeczownikową (kategorii T), tworząc przechodnią frazę czasownikową (kategorii *TV*).

S22* Jeśli $\delta \in P_{IV/IV/T}$, $\alpha \in P_T$ oraz $\textsc{Case}(\gamma) = \textsc{Case}(\delta)$ dla $\mathfrak{L}(\gamma) \in B_T \cup B_{CN}$ będącego pierwszym rzeczownikiem w α, to $F_2(\delta, \alpha) = \delta\ \alpha \in P_{IV/IV}$.
Reguła ta łączy czasowniki przechodnie o dopełnieniu dalszym bezokolicznikowym (kategorii *IV/IV/T*) z frazą rzeczownikową (kategorii T), tworząc frazę czasownikową o dopełnieniu bezokolicznikowym (kategorii *IV/IV*).

Jak można zauważyć, reguły syntaktyczne systemu PTQ — mimo że same z siebie nie wprowadzają charakterystycznego dla PTQ „sprzężenia” z semantyką, stanowią godną podziwu syntezę różnych podejść i rozwiązań. Definicja kategorii i podstawowy mechanizm uaktywniający poszczególne reguły generacyjne jest zaczerpnięty z prac nad gramatyką kategorialną, same reguły przybierają jednak postać znaną z gramatyki frazowej a nawet często uzupełniane są o powiązane z nimi rozbudowane operacje strukturalne, które już nie są zwykłą konkatenacją, lecz dokonują transformacji na łączonych wyrażeniach. W gramatyce transformacyjnej tego typu przekształcenia są zastrzeżone wyłącznie dla reguł transformacji ze struktury głębokiej do struktury powierzchniowej. Jako przykład przypomnijmy regułę **S4** wprowadzającą jako łącznik napis `będzie` i jednocześnie dokonującą (potencjalnego) przesunięcia zaimka względnego na początek zdania.

4.2 Zasady translacji na IL

Jak już wspominaliśmy, ważną, jeśli nie najważniejszą cechą gramatyki PTQ jest sformułowanie translacji na język IL stanowiącej podstawę do określenia wartości semantycznej analizowanych wyrażeń j. angielskiego. Pierwszym krokiem w jej uzyskaniu jest przedstawienie związku pomiędzy kategoriami syntaktycznymi j. angielskiego a typami IL.

Montague uważał, że do określenia ekstensji dowolnego wyrażenia złożonego z **P** niezbędne są nie tyle ekstensje, ile wręcz intensje jego składników. Jednak Bennett (1974) pokazał, że w przypadku kategorii *IV* i *CN* było to założenie niepotrzebne. Za Dowty i in. (1981) prezentujemy odpowiednio zmodyfikowane podejście. Wówczas (pusta) kategoria e staje się zbędna.

Reguła, zgodnie z którą każdej kategorii składniowej PTQ przypisywany jest dokładnie jeden typ, może zostać wyrażona za pomocą następującej funkcji f:

Definicja 4.2. Niech A i B będą dowolnymi kategoriami składniowymi. Funkcją przyporządkowującą dowolnej kategorii składniowej odpowiedni typ z $\mathcal{T}$ jest taka funkcja f, że:

- $f(t) = t$;
- $f(CN) = F(IV) = \langle e, t\rangle$;
- $f(A/B) = f(A//B) = \langle\langle s, F(B)\rangle, f(A)\rangle$ dla dowolnych kategorii składniowych A i B.

Typy odpowiadające rozważanym kategoriom syntaktycznym przedstawione są tabeli 5.

Nazwa kategorii	Definicja kategorii	Typ odpowiadający danej kategorii
t	t	t
IV	t/e	$\langle e, t\rangle$
CN	$t//e$	$\langle e, t\rangle$
T	$t/(t/e)$	$\langle\langle s, \langle e, t\rangle\rangle, t\rangle$
IAV	IV/IV	$\langle\langle s, \langle e, t\rangle\rangle, \langle e, t\rangle\rangle$
TV	$IV/(t/IV)$	$\langle\langle s, \langle\langle s, \langle e, t\rangle\rangle, t\rangle\rangle, \langle e, t\rangle\rangle$
DET	$(t/IV)/CN$	$\langle\langle s, \langle e, t\rangle\rangle, \langle\langle s, \langle e, t\rangle\rangle, t\rangle\rangle$
t/t	t/t	$\langle\langle s, t\rangle, t\rangle$
IV/t	IV/t	$\langle\langle s, t\rangle, \langle e, t\rangle\rangle$
IV/IV	IV/IV	$\langle\langle s, \langle e, t\rangle\rangle, \langle e, t\rangle\rangle$
IAV/T	$(IV/IV)/T$	$\langle\langle s, \langle\langle s, \langle e, t\rangle\rangle, t\rangle\rangle, \langle\langle s, \langle e, t\rangle\rangle, \langle e, t\rangle\rangle\rangle$
ADJ	CN/CN	$\langle\langle s, \langle e, t\rangle\rangle, \langle e, t\rangle\rangle$
TTV	$IV/T/T$	$\langle\langle s, \langle\langle s, \langle e, t\rangle\rangle, t\rangle\rangle, \langle\langle s, \langle\langle s, \langle e, t\rangle\rangle, t\rangle\rangle, \langle e, t\rangle\rangle\rangle$
$IV/IV/T$	$(IV/IV)/T$	$\langle\langle s, \langle\langle s, \langle e, t\rangle\rangle, t\rangle\rangle, \langle\langle s, \langle e, t\rangle\rangle, \langle e, t\rangle\rangle\rangle$

Tabela 5: Typy odpowiadające kategoriom syntaktycznym

Można bez trudu zauważyć, że oprócz pierwszych trzech kategorii syntaktycznych: zdania (t), frazy rzeczownikowej (*CN*) i czasownika nieprzechodniego (*IV*), pozostałe kategorie są powiązane z typami intensjonalnymi a nie ekstensjonalnymi. Niektórym nawet odpowiadają tak bardzo abstrakcyjne konstrukcje jak intensja z intensji. Nawet jeśli komuś mogłoby się takie podejście wydawać sztuczne, to jednak świadczy to o sile PTQ i jej zdolności do rozwiązywania wielu niejasności semantycznych. Będzie to widać wyraźnie podczas rozpatrywania konkretnych przykładów.

4.2.1 Translacja wyrażeń podstawowych

Dysponując powyższą zależnością, możemy zaproponować translację wyrażeń podstawowych z $\mathbf{B}$ na język IL. Dokonamy tego za pomocą funkcji $\mathfrak{g}\colon \mathbf{B} \longmapsto \mathcal{E}$. I tak, nazwy własne Jan, Maria, Bogdan, Pisa $\in B_T$ oraz zmienne syntaktyczne $\mathtt{on}_1, \mathtt{on}_2 \in B_T$ (jako zbiory własności indywiduów) posiadają następujące translacje (typu $\langle\langle s,\langle e,t\rangle\rangle,t\rangle$, a więc samo P jest typu $\langle s,\langle e,t\rangle\rangle$):

$$\begin{array}{lclclcl} \mathfrak{g}(\mathsf{Jan}) & = & \lambda P\,[P\{j\}] & & \mathfrak{g}(\mathsf{Maria}) & = & \lambda P\,[P\{m\}] \\ \mathfrak{g}(\mathsf{Bogdan}) & = & \lambda P\,[P\{b\}] & & \mathfrak{g}(\mathsf{Pisa}) & = & \lambda P\,[P\{p\}] \\ \mathfrak{g}(\mathtt{he}_n) & = & \lambda P\,[P\{x_n\}] & & \text{gdzie } x_n \in V_e. & & \end{array}$$

Czasownik przechodni być kategorii TV odwzorowujący równość dwóch fraz rzeczownikowych przekładany jest na IL jako:

$$\mathfrak{g}(\mathsf{być}) \;=\; \lambda\mathcal{P}\,\lambda x\,\mathcal{P}\{{}^\frown\lambda y\,[x=y]\},$$

Natomiast czasownik łącznikowy (*łącznik*, ang. *copula*) być kategorii IV/ADJ przy pomocy którego fraza rzeczownikowa uzyskuje dodatkową charakteryzację przymiotnikową przekładany jest na IL jako:[7]

$$\mathfrak{g}(\mathsf{być}) \;=\; \lambda\mathcal{P}\,\lambda x\,[\mathcal{P}\{{}^\frown\lambda y\,[y=y]\}\,(x)].$$

Przysłówek zdaniowy niewątpliwie odwzorowujący nieuniknioną konieczność modyfikowanego przezeń faktu posiada następującą translację na IL:

$$\mathfrak{g}(\mathsf{niewąpliwie}) \;=\; \lambda p\,[\Box\,{}^\smile p].$$

Na koniec rodzajniki (jako funkcje z własności indywiduów do zbiorów własności indywiduów) posiadają w IL poniższą reprezentację (P i Q są znowu typu $\langle s,\langle e,t\rangle\rangle$):

$$\begin{array}{lcl} \mathfrak{g}(\mathsf{każdy}) & = & \lambda P\,[\lambda Q\,\forall x\,[P\{x\} \rightarrow Q\{x\}]], \\ \mathfrak{g}(\mathsf{żaden}) & = & \lambda P\,[\lambda Q\,\forall x\,[P\{x\} \rightarrow Q\{x\}]], \\ \mathfrak{g}(\text{`\_\_'}) & = & \lambda P\,[\lambda Q\,\exists x\,[P\{x\}\ \&\ Q\{x\}]]. \end{array}$$

Intuicyjnie, rodzajniki używane są w zwrotach typu *Każdy (ten, pewien) ktoś coś_robi*, przy czym ${}^\smile P$ reprezentuje tego kogoś, zaś ${}^\smile Q$ wykonywaną przez niego czynność.

Przyjęto ponadto konwencję notacyjną, że $\mathfrak{g}(\alpha) = \alpha'$ dla dowolnego wyrażenia podstawowego α, które przkształcane jest na stałą języka IL (oczywiście typu właściwego dla jego kategorii). Dotyczy to w szczególności czasowników nieprzechodnich z kategorii IV oraz rzeczowników pospolitych z kategorii CN.

[7] Thomason (1976) zajmuje się wyłącznie poziomem syntaktycznym prezentowanych zjawisk. Nam z kolei ${}^\frown\lambda y\,[y=y]$ wydawało się najprostszym wyrażeniem typu $\langle s,\langle e,t\rangle\rangle$ redukującym się do prawdy logicznej (por. przykł. 5.12).

Tak więc $\mathfrak{g}$(spacerować) = spacerować′, zaś $\mathfrak{g}$(kobieta) = kobieta′, gdzie zarówno spacerować′, jak i kobieta′ są stałymi typu $\langle e, t\rangle$. Podobnie rzecz się ma dla czasowników o różnego rodzaju dopełnieniach z wyjątkiem czasownika być omówionego powyżej. Także przymiotniki oraz przysłówki przyczasownikowe translowane są na stałe (typu $\langle\langle s, \langle e, t\rangle\rangle, \langle e, t\rangle\rangle$).

Zgodnie z def. 2.4 $[\![\lambda P[P\{c\}]]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} = h\colon D^{W\times T}_{\langle e,t\rangle} \longmapsto \{0, 1\}$, gdzie $h(Q) = [\![Q(c)]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g^Q_P}(\langle\mathtt{w}, \mathtt{t}\rangle)$. Tak więc jest to funkcja charakterystyczna (zbiór) własności, a właściwie ich ekstensji (typu $\langle e, t\rangle$). Typ ten określa nie tylko czasowniki nieprzechodnie, będące relacjami jednoargumentowymi (I rzędu), lecz także rzeczowniki pospolite, będące zbiorami indywiduów (gdyż pojęcia te są równoważne). W tym właśnie znaczeniu nazwa własna bądź fraza rzeczownikowa są »zbiorami własności« (posiadanych przez stałą indywiduową c typu e). Tak więc własnością stałej j „denotującej” Jana może być zarówno fakt bycia mężczyzną (mężczyzna′(j)) czy studentem, jak i fakt, że obiekt ten spaceruje (spacerować′(j)) czy śpiewa. Zwyczajowo jedynie te pierwsze uznajemy za *własności* obiektu (zwane przez niektórych autorów *faktami*), podobnie jak stwierdzenia, że ktoś jest wysoki, dowcipny lub ma zielone oczy [Allen, 1984; Artale i Franconi, 1994; Galton, 1990; McDermott, 1982].[8] Jednakże zgodnie z koncepcją Montague semantyka nazw własnych polega na reprezentowaniu całej wiedzy występującej w modelu na temat denotującego ją (w danym świecie) obiektu, można by rzec »całą jego historię«.
Inaczej rzecz ujmując, nazwy własne i zmienne syntaktyczne nie posiadają jednoznacznej interpretacji w języku IL, lecz jest ona zależna od kontekstu ich wystąpienia.

4.2.2 Reguły translacji

Funkcję $\mathfrak{g}$ można rzecz jasna rozszerzyć na wyrażenia o dowolnym stopniu złożoności, uzyskujemy w ten sposób funkcję $\mathfrak{g}\colon \mathbf{P} \longmapsto \mathcal{E}$. Jest ona definiowana w sposób rekurencyjny za pomocą *reguł translacji*, przy czym każdej regule syntaktycznej z poprzedniego rozdziału (poza pierwszą) odpowiada pojedyncza reguła translacji, spełniająca warunki kompozycyjności translacji ze strony 12.

Warto przy tym zauważyć, że $\mathfrak{g}$ nie tylko, co oczywiste, nie jest przkształceniem różnowartościowym i na, lecz tak naprawdę nie jest także funkcją. Wynika

[8] Rozróżnienie między *własnością* a *faktem* bywa czasem subtelne. Stwierdzenie typu *Jan mieszka w Warszawie.* jest ewidentnie *faktem*, choć trudno uznać je za *własność* Jana. We wspomnianych pracach omawiana była jednak czysto temporalna charakterystyka tych pojęć, a z tej perspektywy niczym sie one nie różnią.

to z faktu, że dwie różne reguły (syntaktyczne i translacyjne) mogą formować wyrażenie tego samego typu. Na przykład w regule **S14** nie ma żadnych warunków na wystąpienia zmiennych syntaktycznych w zdaniu, dzięki czemu może być ona aplikowana zamiennie ze zdaniotwórczymi regułami **S4, S9, S17**. Tak więc reguła ta może być zastosowana dla dowolnej frazy rzeczownikowej, co w istotny sposób zwiększa liczbę analiz zdań, niejednokrotnie posiadających identyczną translację na język IL. Jednak zasada kompozycyjności zapewnia, że konkretnej analizie syntaktycznej odpowiada zawsze pojedyncza translacja na IL, co pozwala nam uznać $\mathfrak{g}$ za funkcję. W szczególności oznacza to, że w PTQ są zdania jednoznaczne semantycznie choć nie ma zdań jednoznacznych syntaktycznie.

T2 Jeśli $\delta \in P_{DET}$ oraz $\xi \in P_{CN}$, to $\mathfrak{g}(F_2(\delta, \xi)) = \mathfrak{g}(\delta)(\hat{}\,\mathfrak{g}(\xi))$.

T3 Jeśli $\xi \in P_{CN}$ oraz $\phi \in P_t$, to $\mathfrak{g}(F_{3,n}(\xi, \phi)) = \lambda x_n\, [\mathfrak{g}(\xi)\,(x_n)\ \&\ \mathfrak{g}(\phi)]$.

T4 Jeśli $\alpha \in P_T$ oraz $\delta \in P_{IV}$, to

- **a.** $\mathfrak{g}(F_4(\alpha, \delta)) = \mathfrak{g}(\alpha)(\hat{}\,\mathfrak{g}(\delta))$,
- **b.** $\mathfrak{g}(F_{13}(\alpha, \delta)) = \mathtt{F}\ \mathfrak{g}(\alpha)(\hat{}\,\mathfrak{g}(\delta))$,
- **c.** $\mathfrak{g}(F_{15}(\alpha, \delta)) = \mathtt{P}\ \mathfrak{g}(\alpha)(\hat{}\,\mathfrak{g}(\delta))$.

T5 Jeśli $\delta \in P_{TV}$ oraz $\alpha \in P_T$, to $\mathfrak{g}(F_5(\delta, \alpha)) = \mathfrak{g}(\delta)(\hat{}\,\mathfrak{g}(\alpha))$.

T6 Jeśli $\delta \in P_{IAV/T}$ oraz $\alpha \in P_T$, to $F_5(\delta, \alpha) = \mathfrak{g}(\delta)(\hat{}\,\mathfrak{g}(\xi))$.

T7 Jeśli $\delta \in P_{IV/t}$ oraz $\phi \in P_t$, to $\mathfrak{g}(F_{11}(\delta, \phi)) = \mathfrak{g}(\delta)(\hat{}\,\mathfrak{g}(\phi))$.

T8 Jeśli $\alpha \in P_{IV/IV}$ oraz $\delta \in P_{IV}$, to
$\mathfrak{g}(F_2(\alpha, \delta)) = \mathfrak{g}(F_{17}(\alpha, \delta)) = \mathfrak{g}(\alpha)(\hat{}\,\mathfrak{g}(\delta))$.

T9 Jeśli $\delta \in P_{t/t}$ oraz $\phi \in P_t$, to $\mathfrak{g}(F_6(\delta, \phi)) = \mathfrak{g}(\delta)(\hat{}\,\mathfrak{g}(\phi))$.

T10 Jeśli $\delta \in P_{IAV}$ oraz $\beta \in P_{IV}$, to $\mathfrak{g} F_2(\delta, \beta) = \mathfrak{g} F_7(\delta, \beta) = \mathfrak{g}(\delta)(\hat{}\,\mathfrak{g}(\beta))$.

T11 Jeśli $\phi, \psi \in P_t$, to:

- **a.** $\mathfrak{g}(F_8(\phi, \psi)) = \mathfrak{g}(\phi)\ \&\ \mathfrak{g}(\psi)$,
- **b.** $\mathfrak{g}(F_9(\phi, \psi)) = \mathfrak{g}(\phi) \vee \mathfrak{g}(\psi)$,

T12 Jeśli $\delta, \gamma \in P_{IV}$, to

- **a.** $\mathfrak{g}(F_8(\delta, \gamma)) = \lambda x\, [\mathfrak{g}(\delta)(x)\ \&\ \mathfrak{g}(\gamma)(x)]$,
- **b.** $\mathfrak{g}(F_9(\delta, \gamma)) = \lambda x\, [\mathfrak{g}(\delta)(x) \vee \mathfrak{g}(\gamma)(x)]$.

T13 Jeśli $\alpha, \beta \in P_T$, to

- **a.** $\mathfrak{g}(F_9(\alpha, \beta)) = \lambda P\, [\mathfrak{g}(\alpha)(P) \vee \mathfrak{g}(\beta)(P)]$,

T14 Jeśli $\alpha \in P_T$ oraz $\phi \in P_t$, to $\mathfrak{g}(F_{10,n}(\alpha, \phi)) = \mathfrak{g}(\alpha)[\hat{}\lambda x_n\, \mathfrak{g}(\phi)]$.

T16 Jeśli $\alpha \in P_T$ oraz $\delta \in P_{IV}$, to $\mathfrak{g}(F_{10,n}(\alpha, \phi)) = \lambda y\, \mathfrak{g}(\alpha) \left(\hat{}\lambda x_n\, [\mathfrak{g}(\phi)\,(y)]\right)$.

T17 Jeśli $\alpha \in P_T$ oraz $\delta \in P_{IV}$, to

a. $\mathfrak{g}(F_{12}(\alpha, \delta)) = \mathfrak{g}(\alpha)(\hat{}\mathfrak{g}(\delta))$,

b. $\mathfrak{g}(F_{14}(\alpha, \delta)) = \mathtt{F}\, \mathfrak{g}(\alpha)(\hat{}\mathfrak{g}(\delta))$,

c. $\mathfrak{g}(F_{16}(\alpha, \delta)) = \mathtt{P}\, \mathfrak{g}(\alpha)(\hat{}\mathfrak{g}(\delta))$.

Translacje zdań przeczących niczym nie różnią się od translacji zdań oznajmujących, gdyż negacja związana została bezpośrednio z czasownikiem (patrz poniżej).

T18* **a.** Jeśli $\delta \in B_{IV}$, to $\mathfrak{g}(F^{\star}_{21}(\delta)) = \lambda u\, [\neg \mathfrak{g}(\delta)\,(u)]$,

b. Jeśli $\delta \in B_{TV} \cup B_{IV/t} \cup B_{IV/IV} \cup B_{IV/ADJ}$, to
$\mathfrak{g}(F^{\star}_{21}(\delta)) = \lambda P\, \lambda u\, [\neg \mathfrak{g}(\delta)\,(P)\,(u)]$,

c. Jeśli $\delta \in B_{TTV} \cup B_{IV/IV/T}$, to
$\mathfrak{g}(F^{\star}_{21}(\delta)) = \lambda Q\, \lambda P\, \lambda u\, [\neg \mathfrak{g}(\delta)\,(Q)\,(P)\,(u)]$.

Negacji podlega każdy czasownik niezależnie, jednak rzecz jasna operator negacji, podobnie jak pozostałe spójniki logiczne występujące w regułach **T11, T12, T13**, może być stosowany wyłącznie do formuł (wyrażeń typu t), więc w sposób zależny od kategorii czasownika musieliśmy uzyskać wyrażenie tego właśnie typu.

T19* Jeśli $\delta \in P_{ADJ}$ oraz $\alpha \in P_{CN}$, to $\mathfrak{g} F_2(\delta, \alpha) = \mathfrak{g}(\delta)(\hat{}\mathfrak{g}(\alpha))$.

T20* Jeśli $\delta \in P_{IV/ADJ}$, $\mathfrak{L}(\xi) \in B_{ADJR}$, to $\mathfrak{g} F_2(\delta, \xi) = \mathfrak{g}(\delta)(\hat{}\mathfrak{g}(\xi))$.

T21* Jeśli $\delta \in P_{TTV}$ oraz $\alpha \in P_T$, to $\mathfrak{g}(F_2(\delta, \alpha)) = \mathfrak{g}(\delta)(\hat{}\mathfrak{g}(\alpha))$.

T22* Jeśli $\delta \in P_{IV/IV/T}$ oraz $\alpha \in P_T$, to $\mathfrak{g}(F_2(\delta, \alpha)) = \mathfrak{g}(\delta)(\hat{}\mathfrak{g}(\alpha))$.

5 Przykłady analizy zdań polskich

Podstawowe przykłady ukazujące, w jaki sposób w gramatyce Montague dokonywana jest analiza syntaktyczna zdań polskich (akceptowanych przez tę gramatykę) a następnie ich translacja na język IL, przedstawione są w [Hajnicz, 2006a,b]. Tutaj skupimy się na wypowiedziach dla których translacja wymaga dodatkowych manipulacji.

Dla lepszego zrozumienia procesu syntaktycznego konstruowania frazy pomocna jest jego graficzna prezentacja za pomocą *drzewa analizy.* Wszystkie liście takiego drzewa stanowią wyrażenia podstawowe. Pozostałe węzły etykietowane są przez wyrażenia utworzone z węzłów synów za pomocą pewnej reguły syntaktycznej. Po prawej stronie etykiety umieszczany jest numer operacji strukturalnej występującej w zastosowanej regule (wraz z numerem reguły w nawiasach).

5.1 Zdania zawierające czasowniki przechodnie

Rozważania zaczniemy od prostych zdawałoby się zdań zawierających czasowniki przechodnie.

<u>Przykład</u> *5.1.* Analiza zdania *Jan kocha Marię.* przedstawiona jest za pomocą poniższego drzewa.

Jan kocha Marię, **4 (4a)**

Jan   kochać Maria, **5 (5)**

kochać   Maria

Frazę kochać Maria zinterpretujemy w języku IL jako:

$$\begin{aligned} &\mathfrak{g}\,(\textsf{kochać Maria}) &&= \\ &ghg(\textsf{kochać})\,{}^\frown(\mathfrak{g}\,(\textsf{Maria})) &&= \\ &\textsf{kochać}'({}^\frown(\lambda R\,[R\{m\}])\,), \end{aligned}$$

Wówczas całe zdanie przekładane jest jako:

$$\begin{aligned} &\mathfrak{g}\,(\mathfrak{m}(\textit{Jan kocha Marię})) &&= \\ &\mathfrak{g}\,(\textsf{Jan})\,({}^\frown\mathfrak{g}\,(\textsf{kochać Maria})) &&= \\ &\lambda P\,[P\{j\}]\,\Big({}^\frown\textsf{kochać}'({}^\frown\lambda R\,[R\{m\}])\Big) &&= \\ &{}^\frown\textsf{kochać}'\,({}^\frown\lambda R\,[R\{m\}])\{j\} &&= \\ &\textsf{kochać}'\,\Big(j, {}^\frown\lambda R\,[R\{m\}]\Big) &&= \\ &\lambda y\,\lambda x\,\Big[\textsf{kochać}'\,\Big({}^\frown\lambda R\,[R\{y\}]\Big)\,(x)\Big]\,(m)(j) &&= \quad \textsf{kochać}'_\star(j, m). \end{aligned}$$

Nazwy własne reprezentowane są jako zbiory własności, czyli odpowiadają sublimacji indywiduów. Montague utrzymuje, że stwierdzenie czegokolwiek o sublimacji indywiduum jest równoznaczne ze stwierdzeniem tego o samym indywiduum. Pogląd ten służy mu do uproszczenia wyrażenia $\textsf{love}'\Big(j, {}^\frown\lambda P\,[P\{m\}]\Big)$ w sposób zaprezentowany w powyższym przykładzie. Czyni to za pomocą następującej definicji:

Definicja 5.1. Dla dowolnego wyrażenia $\delta \in \mathcal{E}_{f(IV)}$ (odpowiadającego czasownikom przechodnim; typu $\langle\langle s, \langle\langle s, \langle e, t\rangle\rangle, t\rangle\rangle, \langle e, t\rangle\rangle$) definiujemy wyrażenie $\delta_\star$ (typu $\langle e, \langle e, t\rangle\rangle$) w następujący sposób:

$$\delta_\star \quad =_{def} \quad \lambda y \, \lambda x \left[\delta \left({}^\frown\lambda P \, [P\{y\}] \right) (x) \right].$$

Tak więc chociaż żadna własność posiadana przez Marię nie jest w translacji z powyższego przykładu realizowana, (jedyną relewantną własnością jest *bycie kochaną przez Jana*), przez co w końcowej wersji „zwykłej” translacji pozostaje wyrażenie $\lambda P \, [P\{m\}]$. Pewnym uzasadnieniem takiego podejścia jest więc istnienie strony biernej (*Maria jest kochana przez Jana.*). Ostatecznie po zastosowaniu powyższej definicji uzyskujemy prostą formułę zgodną z intuicją.

Wyróżnionym przypadkiem czasownika przechodniego jest czasownik być. Jego translacja na IL, która nie jest stałą jak w przypadku pozostałych czasowników, została podana w rozdz. 4.2 Poniżej prezentujemy przykłady interpretacji zdań zawierających być.

<u>Przykład</u> *5.2.* Analiza zdania *Jan jest Bogdanem.*[9] przedstawiona jest za pomocą poniższego drzewa.

Jan jest Bogdanem, **4 (4)**

Jan   być Bogdan, **5 (5)**

być   Bogdan

Fraza be Bogdan przekładane jest na język IL jako:

$$\begin{aligned}
&\mathfrak{g}(\text{być Bogdan}) &= \quad &\mathfrak{g}(\text{być}) \left({}^\frown\mathfrak{g}(\text{Bogdan}) \right) &=\\
&\lambda \mathcal{P} \, \lambda x \, \mathcal{P}\{{}^\frown\lambda y \, [x = y]\} \left({}^\frown\lambda Q \, [Q\{b\}] \right) & & &=\\
&\lambda x \left({}^\frown\lambda Q \, [Q\{b\}] \right) \{{}^\frown\lambda y \, [x = y]\} & & &=\\
&\lambda x \left({}^\frown\lambda y \, [x = y]\{b\} \right) &= \quad &\lambda x \, [x = b],
\end{aligned}$$

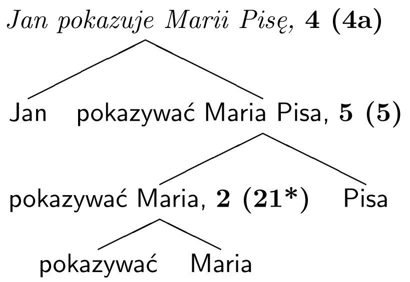
a całe zdanie jako:

$$\begin{aligned}
&\mathfrak{g}(\mathfrak{m}(\textit{Jan jest Bogdanem})) &= \quad &\mathfrak{g}(\text{Jan}) \left({}^\frown\mathfrak{g}(\text{być Bogdan}) \right) & &=\\
&\lambda Q \, [Q\{j\}] \left({}^\frown\lambda x \, [x = b] \right) &= \quad &\lambda x \, [x = b] \, (j) &= \quad &j = b.
\end{aligned}$$

Nasza analiza bierze pod uwagę czasowniki wymagające dwóch dopełnień.

[9] Zdanie to wydawaje się dziwaczne, nawet zdanie *Jan Lesman jest Janem Brzechwą.* nie brzmi dobrze, jednak umiejscowione w czasie *Jan Lesman stał się Janem Brzechwą.* jest całkiem sensowne.

Przykład *5.3.* Najprostszym zdaniem zawierającym czasownik z dopełnieniem bliższym i dalszym jest np. *Jan pokazuje Marii Pisę.* posiadające następujące drzewo analizy:



Ponieważ reguły translacji mają charakter funkcjonalnej aplikacji, uzyskujemy translację:

$$\begin{array}{lll} \mathfrak{g}\,(\mathfrak{m}(\textit{Jan pokazuje Marii Pisę})) & = & \\ \textsf{pokazywać}'(\lambda Q\,[{}^\frown Q\{m\}])\,(\lambda R\,[{}^\frown R\{p\}])\,(j) & & = \\ \textsf{pokazywać}'_\star(m)\,(p)\,(j) & = & \textsf{pokazywać}'_\star(j,p,m). \end{array}$$

Aby umożliwić ostatnie dwa przekształcenia, niezbędne było zastosowanie definicji 5.2 przedstawionej poniżej i będącej analogiem definicji 5.1 sformułowanej dla czasowników kategorii TV (por. przykł. 5.1).

Definicja 5.2. Dla każdego wyrażenia $\delta \in \mathcal{E}_{f(TTV)}$ (typu $\langle\langle s,\langle\langle s,\langle e,t\rangle\rangle,t\rangle\rangle,$ $\langle\langle s,\langle\langle s,\langle e,t\rangle\rangle,t\rangle\rangle,\langle e,t\rangle\rangle\rangle$; odpowiadającego czasownikom z dwoma dopełnieniami rzeczownikowymi) definiujemy wyrażenie $\delta_\star$ (typu $\langle e,\langle e,\langle e,t\rangle\rangle\rangle$) w następujący sposób:

$$\delta_\star \quad =_{def} \quad \lambda z\,\lambda y\,\lambda x \left[\delta\left({}^\frown\lambda P\,[P\{z\}]\right)\left({}^\frown\lambda Q\,[Q\{y\}]\right)(x)\right].$$

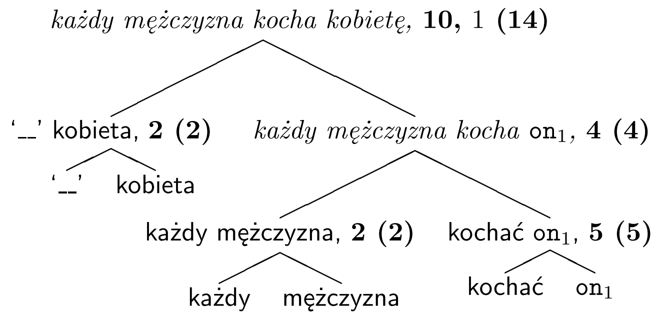
5.2 Przykłady analiz wymagających zastosowania *postulatów znaczeniowych*

Własności logiki IL wraz z regułami translacji są na tyle mocne, by umożliwiać uzyskanie translacji zgodnych z intuicją dla wielu zdań. Jednak w wielu przypadkach tak nie jest. Montague w pełni zdawał sobie sprawę z tych ograniczeń. Dążąc do tego, by wyrażenia języka IL będące wynikiem translacji $\mathfrak{g}$ odpowiednich analiz wyrażeń ze zbioru $\mathbf{P}$ stanowiły ich interpretację semantyczną zgodną z intuicją, wprowadza on specjalne *postulaty* (ang. *meaning postulates*).

Są to aksjomaty specyficzne tworzące pewną teorię IL, umożliwiającą „sensowną” interpretację fraz PTQ.[10]

W niniejszym rozdziale przedstawimy przykłady takich właśnie zdań wraz ze sposobem rozwiązania powstających w ich przypadku problemów. Zacznijmy od rozważenia bardziej skomplikowanego zdania zawierającego czasownik przechodni od przedstawionych w poprzednim rozdziale, będącego doskonałym przykładem problemu powodowanego przez *zakres działania kwantyfikatorów.*

Przykład *5.4.* Zdanie *Każdy mężczyzna kocha kobietę.* posiada trzy (podstawowe) analizy znacząco różniące się między sobą. Zaczniemy od pozornie trudniejszego przypadku.



Jako że $\mathfrak{g}(\textsf{kochać on}_1) = \textsf{kochać}'(^\frown\lambda R\,[R\{x_1\}])$, mamy:

$$\begin{aligned}
&\mathfrak{g}(\mathfrak{m}(\textit{każdy mężczyzna kocha}\ \texttt{on}_1)) &=\\
&\mathfrak{g}(\textsf{każdy mężczyzna})\left(^\frown\mathfrak{g}(\textsf{kochać on}_1)\right) &=\\
&\forall y\ \left[\textsf{mężczyzna}'(y) \to P\{y\}\right]\left(^\frown\textsf{kochać}'(^\frown\lambda R\,[R\{x_1\}])\right) &=\\
&\forall y\ \left[\textsf{mężczyzna}'(y) \to \textsf{kochać}'(^\frown\lambda R\,[R\{x_1\}])(y)\right],
\end{aligned}$$

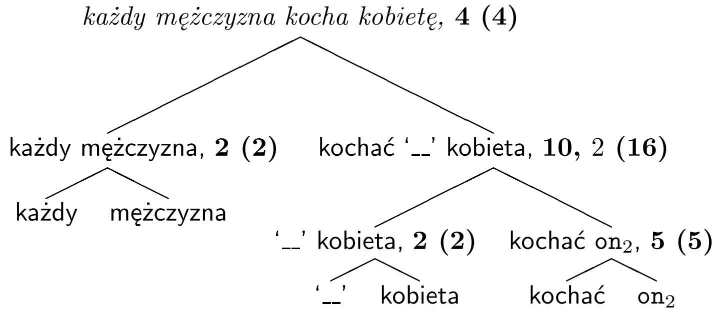
skąd z kolei:

$$\begin{aligned}
&\mathfrak{g}\,(\mathfrak{m}(\textit{każdy mężczyzna kocha kobietę})) &=\\
&\mathfrak{g}\,(\text{‘_’ kobieta})\,(^\frown\lambda x_1\,\mathfrak{g}(\textit{każdy mężczyzna kocha}\ \texttt{on}_1)) &=\\
&\lambda Q\,\exists x\,[\textsf{kobieta}'(x)\ \&\ Q\{x\}]\left(\lambda x_1{}^\frown\forall y\,[\textsf{mężczyzna}'(y) \to\right. &\\
&\qquad\qquad \textsf{kochać}'(^\frown\lambda R\,[R\{x_1\}])(y)]) &=\\
&\exists x\left[\textsf{kobieta}'(x)\ \&\ \lambda x_1\,\forall y\,[\textsf{mężczyzna}'(y) \to \textsf{kochać}'(^\frown\lambda R\,[R\{x_1\}])(y)]\,(x)\right] &=\\
&\exists x\left[\textsf{kobieta}'(x)\ \&\ \forall y\left[\textsf{mężczyzna}'(y) \to \textsf{kochać}'\left(^\frown\lambda R\,[R\{x\}]\right)(y)\right]\right] &=
\end{aligned}$$

[10] Aksjomaty formalizmu języka IL w ogóle nie zostały podane w pracy [Dowty i in., 1981], nie mówiąc o dowodzie jego pełności; por. [Montague, 1970c].

$$\exists x \left[\textsf{kobieta}'(x) \ \& \ \forall y \left[\textsf{mężczyzna}'(y) \rightarrow \right.\right.$$
$$\left.\left.\lambda u \, \lambda v \left[\textsf{kochać}' \left({}^\frown\lambda R \, [R\{u\}]\right) (v)\right] (x)(y)\right]\right] \quad =$$
$$\exists x \left[\textsf{kobieta}'(x) \ \& \ \forall y \, [\textsf{mężczyzna}'(y) \rightarrow \textsf{kochać}'_\star \, (y, x)]\right].$$

Jak widać, dla uzyskania wyniku zgodnego z intuicją znów niezbędne było zastosowanie definicji 5.1. Pozostałe dwie analizy prezentują się jak następuje:



Translację drugiej analizy przeprowadzamy zaczynając od frazy kochać '__' kobieta:

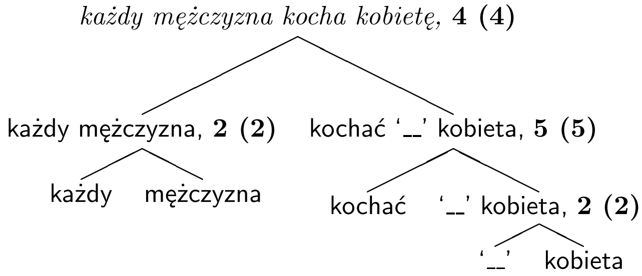
$$\begin{aligned}
&\mathfrak{g}\,(\textsf{kochać '__' kobieta}) &&= \\
&\lambda z \, \mathfrak{g}\,(\textsf{'__' kobieta}) \left({}^\frown\lambda x_2 \, \mathfrak{g}(\textsf{kochać on}_2)(z)\right) &&= \\
&\lambda z \, \lambda Q \, \exists x \, [\textsf{kobieta}'(x) \ \& \ Q\{x\}] \left({}^\frown\lambda x_2 \, \textsf{kochać}'({}^\frown\lambda R \, [R\{x_2\}])(z)\right) &&= \\
&\lambda z \, \lambda Q \, \exists x \, [\textsf{kobieta}'(x) \ \& \ Q\{x\}] \left({}^\frown\lambda x_2 \, \textsf{kochać}'({}^\frown\lambda R \, [R\{x_2\}])(z)\right) &&= \\
&\lambda z \, \exists x \left[\textsf{kobieta}'(x) \ \& \ \lambda x_2 \, \textsf{kochać}'({}^\frown\lambda R \, [R\{x_2\}])(z)(x)\right] &&= \\
&\lambda z \, \exists x \left[\textsf{kobieta}'(x) \ \& \ \textsf{kochać}'({}^\frown\lambda R \, [R\{x\}])(z)\right] &&= \\
&\lambda z \, \exists x \, [\textsf{kobieta}'(x) \ \& \ \textsf{kochać}'_\star(z, x)] \, .
\end{aligned}$$

Ostatnie przekształcenie było rzecz jasna możliwe dzięki definicji 5.1. Wiedząc to możemy interpretować już całe zdanie:

$$\begin{aligned}
&\mathfrak{g}\,(\mathfrak{m}(\textit{każdy mężczyzna kocha kobietę})) &&= \\
&\mathfrak{g}\,(\textsf{każdy mężczyzna}) \left({}^\frown\mathfrak{g}(\textsf{kochać '__' kobieta})\right) &&=
\end{aligned}$$

$$
\begin{aligned}
&\lambda P\,\forall y\left[\mathsf{mężczyzna}'(y) \to P\{y\}\right] \\
&\qquad\left({}^\frown\lambda z\,\exists x\,[\mathsf{kobieta}'(x)\ \&\ \mathsf{kochać}'_\star(z,x)]\right) && = \\
&\forall y\left[\mathsf{mężczyzna}'(y) \to \lambda z\,\exists x\ [\mathsf{kobieta}'(x)\ \&\ \mathsf{kochać}'_\star(z,x)]\,(y)\right] && = \\
&\forall y\left[\mathsf{mężczyzna}'(y) \to \exists x\ [\mathsf{kobieta}'(x)\ \&\ \mathsf{kochać}'_\star(y,x)]\right].
\end{aligned}
$$

Najtrudniejsza, o dziwo, okazała się translacja na język IL najprostszego drzewa analizy widocznego poniżej.



Mając:

$$
\begin{aligned}
&\mathfrak{g}\,(\mathsf{kochać\ `\_\_'\ kobieta}) \quad = \quad \mathfrak{g}(\mathsf{kochać})\left({}^\frown\mathfrak{g}\,(\mathsf{`\_\_'\ kobieta})\right) && = \\
&\mathsf{kochać}'\left({}^\frown\lambda Q\,\exists x\,[\mathsf{kobieta}'(x)\ \&\ Q\{x\}]\right),
\end{aligned}
$$

uzyskujemy:

$$
\begin{aligned}
&\mathfrak{g}\,(\mathfrak{m}(\textit{każdy mężczyzna kocha kobietę})) && = \\
&\mathfrak{g}\,(\mathsf{każdy\ mężczyzna})\left({}^\frown\mathfrak{g}(\mathsf{kochać\ `\_\_'\ kobieta})\right) && = \\
&\lambda P\,\forall y\left[\mathsf{mężczyzna}'(y) \to P\{y\}\right] \\
&\qquad\left({}^\frown\mathsf{kochać}'\left({}^\frown\lambda Q\,\exists x\,[\mathsf{kobieta}'(x)\ \&\ Q\{x\}]\right)\right) && = \\
&\forall y\left[\mathsf{mężczyzna}'(y)\ \to\ \mathsf{kochać}'\left(y, {}^\frown\lambda Q\,\exists x\,[\mathsf{kobieta}'(x)\ \&\ Q\{x\}]\right)\right].
\end{aligned}
$$

Argument stałej predykatywnej $\mathsf{kochać}'$ nie jest postaci ${}^\frown\lambda P\,[P\{y\}]$, nie możemy więc zastosować doń definicji 5.1 bezpośrednio. Aby rozwiązać ten problem, Montague wprowadził postulat **MP1** (patrz poniżej). Możemy zastosować go do $\mathcal{P} = {}^\frown\lambda Q\,\exists x\,[\mathsf{kobieta}'(x)\ \&\ Q\{x\}]$, dzięki czemu wyrażenie $\mathsf{kochać}'(y, \mathcal{P})$ jest równoważne:

$$
\begin{aligned}
&{}^\frown\lambda Q\, \exists x\ [\mathsf{kobieta}'(x)\ \&\ Q\{x\}]\ \{{}^\frown\lambda v\, \mathsf{kocha\acute{c}}'_\star(y,v)\} && = \\
&\exists x\ \Big[\mathsf{kobieta}'(x)\ \&\ {}^\frown\lambda v\, \mathsf{kocha\acute{c}}'_\star(y,v)\{x\}\Big] && = \\
&\exists x\ \Big[\mathsf{kobieta}'(x)\ \&\ {}^\frown\lambda v\, \mathsf{kocha\acute{c}}'_\star(y,v)\{x\}\Big] && = \\
&\exists x\ [\mathsf{kobieta}'(x)\ \&\ \mathsf{kocha\acute{c}}'_\star(y,x)]\,,
\end{aligned}
$$

co po podstawieniu za $\mathsf{kocha\acute{c}}'(y,\mathcal{P})$ w translacji całego zdania prowadzi do ostatecznej jej postaci:

$$\forall y\ \Big[\mathsf{m\k{e}\dot{z}czyzna}'(y) \rightarrow \exists x\, [\mathsf{kobieta}'(x)\ \&\ \mathsf{kocha\acute{c}}'_\star\,(y,x)]\Big]\,.$$

Jak widać, dwie ostatnie translacje są tożsame.

Wspomniany postulat można sformułować następująco:

MP1 $\forall u\, \forall \mathcal{P}\, \Box\, \Big[\delta(u,\mathcal{P})\ \leftrightarrow\ \mathcal{P}\{{}^\frown\lambda v\, [\delta_\star(u,v)]\}\Big]$,
gdzie $\delta \in \mathcal{E}_{f(IV)} - \{\mathfrak{g}(\mathsf{by\acute{c}}), \mathsf{szuka\acute{c}}', \mathsf{pojmowa\acute{c}}', \ldots\}$.

Podobna sytuacja ma miejsce dla zdań zawierających czasowniki posiadające więcej niż jedno dopełnienie wraz z kwantyfikowanymi frazami rzeczownikowymi.

Przykład *5.5.* Weźmy zdanie *Mężczyzna daje kobiecie pióro.* zawierające czasownik kategorii TTV. Jako pierwszą zaprezentujemy analizę:

mężczyzna daje kobiecie pióro, **10,** 38 **(14)**

‘__’ kobieta   ‘__’ mężczyzna dawać on_{38} ‘__’ pióro, **10,** 37 **(14)**

‘__’ mężczyzna on_{37} dawać on_{38} ‘__’ pióro, **10,** 39 **(14)**

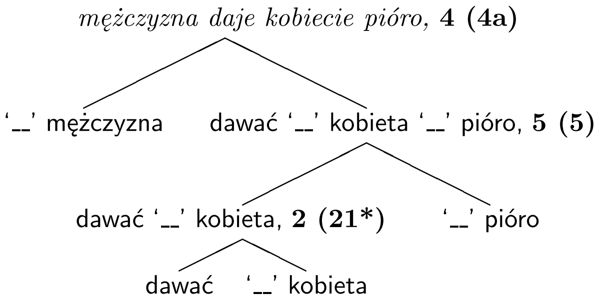
‘__’ pióro on_{37} dawać on_{38} on_{39}

wraz z oczywistą translacją:

$$
\begin{aligned}
&\mathfrak{g}\,(\mathfrak{m}(\textit{mężczyzna daje kobiecie pióro})) && = \\
&\exists y\ \Big[\mathsf{kobieta}'(y)\ \&\ \exists x\, [\mathsf{m\k{e}\dot{z}czyzna}'(x)\ \&\ \exists z\, [\mathsf{pi\acute{o}ro}'(z)\ \&\ \mathsf{dawa\acute{c}}'_\star(x,z,y)]]\Big] && = \\
&\exists x,y,z\, [\mathsf{m\k{e}\dot{z}czyzna}'(x)\ \&\ \mathsf{kobieta}'(y)\ \&\ \mathsf{pi\acute{o}ro}'(z)\ \&\ \mathsf{dawa\acute{c}}'_\star(x,z,y)].
\end{aligned}
$$

Analogicznych analiz (różniących się jedynie kolejnością stosowania kwantyfikatorów) jest w sumie 6. Dla rzeczowników kobieta i pióro można zastosować także regułę **S16**; powstaną 4 takie analizy dla jednokrotnego zastosowania **S16** i 2 dla dwukrotnego. Rzecz jasna reguły włączania i wyłączania oraz przestawiania kwantyfikatorów powodują, że translacje uzyskane dla wszystkich tych analiz będą równoważne.[11]

Reguły PTQ nie zmuszają nas również do tworzenia zmiennych syntaktycznych dla pozostałych dwóch rzeczowników, choć uzyskanie interpretacji dla takich analiz jest bardziej skomplikowane. Poniżej przedstawiamy drzewo analizy, w którym nie występują żadne zmienne syntaktyczne:



dla którego uzyskujemy interpretację w IL:

$$\begin{aligned}
&\mathfrak{g}\,(\textsf{dawać `\_' kobieta `_' pióro}) &&=\\
&\textsf{dawać}'\left({}^\frown\lambda Q\,\exists y\,[\textsf{kobieta}'(y)\ \&\ Q\{y\}]\right)\left({}^\frown\lambda R\,\exists z\,[\textsf{pióro}'(z)\ \&\ R\{z\}]\right),\\
&\mathfrak{g}\,(\mathfrak{m}(\textit{mężczyzna daje kobiecie pióro})) &&=\\
&\exists x\left[\textsf{mężczyzna}'(x)\ \&\ \textsf{dawać}'\left({}^\frown\lambda Q\,\exists y\,[\textsf{kobieta}'(y)\ \&\ Q\{y\}]\right)\right.\\
&\qquad\qquad\left.\left({}^\frown\lambda R\,\exists z\,[\textsf{pióro}'(z)\ \&\ R\{z\}]\right)(x)\right] &&=\\
&\exists x\left[\textsf{mężczyzna}'(x)\ \&\ \textsf{dawać}'\left(x, {}^\frown\lambda R\,\exists z\,[\textsf{pióro}'(z)\ \&\ R\{z\}],\right.\right.\\
&\qquad\qquad\left.\left.{}^\frown\lambda Q\,\exists y\,[\textsf{kobieta}'(y)\ \&\ Q\{y\}]\right)\right] &&=\\
&\exists x\left[\textsf{mężczyzna}'(x)\ \&\ \exists z\,[\textsf{pióro}'(z)\ \&\ \exists y\,[\textsf{kobieta}'(y)\ \&\ \textsf{dawać}'_\star(x,z,y)]]\right] &&=\\
&\exists x,y,z\,[\textsf{mężczyzna}'(x)\ \&\ \textsf{kobieta}'(y)\ \&\ \textsf{pióro}'(z)\ \&\ \textsf{dawać}'_\star(x,z,y)].
\end{aligned}$$

Podobnie jak w wypadku czasowników przechodnich kategorii TV (por. przykł. 5.4) nie można posłużyć się definicją 5.2 bezpośrednio, lecz niezbędny jest sformułowany poniżej postulat **MP18*** będący odpowiednikiem stosowanego wówczas postulatu **MP1**. Użyliśmy go dla $\mathcal{P} = {}^\frown\lambda R\,\exists z\,[\textsf{pióro}'(z)\ \&\ R\{z\}]$ oraz $\mathcal{Q} = {}^\frown\lambda Q\,\exists y\,[\textsf{kobieta}'(y)\ \&\ Q\{y\}]$.

[11] Oczywiście wyłącznie dlatego, że mamy do czynienia z jednym typem kwantyfikatora, w tym wypadku szczegółowego.

Kolejne 6 analiz uzyskamy wprowadzając jedną zmienną syntaktyczną dla rzeczownika kobieta lub pióro (zależnie od tego, czy użyjemy do tego reguły **S14** czy **S16**). Zwróćmy uwagę, że wówczas jedna fraza postaci $^\frown\lambda P\,\exists u\,[obiekt'(u)\ \&\ Q\{u\}]$ znajduje się <u>wewnątrz</u> zakresu $\mathsf{dawać}'$, co uniemożliwia stosowanie definicji 5.2 bezpośrednio i zmusza nas do aplikacji postulatu **MP18***.

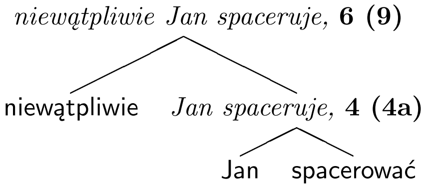
Tak więc uzyskujemy łącznie 19 analiz, a wszystko to należałoby pomnożyć przez dwa, gdyż dla rzeczownika mężczyzna możemy tworzyć zmienną syntaktyczną bądź nie, jednakże nie prowadzi to do powstania odmiennej interpretacji (niezależnie od doboru kwantyfikatorów). Mimo to warto zwrócić uwagę, jak wielka jest liczba powstających analiz dla takiego w końcu dość prostego zdania. Chociaż wszystkie uzyskiwane translacje są tożsame, rzecz jasna w wypadku użycie różnych kwantyfikatorów już by tak nie było.

Wspomniany powyżej postulat można sformułować następująco:

MP18* $\forall z\,\forall \mathcal{P},\mathcal{Q}\,\Box\left[\delta(z,\mathcal{P},\mathcal{Q}) \;\leftrightarrow\; \mathcal{P}\left\{{}^\frown\lambda u\left[\mathcal{Q}\{{}^\frown\lambda v\,[\delta_\star(z,u,v)]\}\right]\right\}\right]$,
gdzie $\delta \in \mathcal{E}_{f(TTV)}$.

Kolejna sytuacja wymagająca zastosowania postulatów znaczeniowych powstaje w wypadku konstrukcji zawierających przysłówki modyfikujące zdania.

<u>Przykład</u> *5.6.* Weźmy zdanie *Niewątpliwie Jan spaceruje.* i rozważmy dwie jego analizy. Tak jak w oryginale angielskim (por. [Hajnicz, 2003: przykł. 2.4. s. 13]), pierwsza analiza



przekładana jest na język IL w prosty sposób jako:

$$\mathfrak{g}(\mathfrak{m}(\textit{niewątpliwie Jan spaceruje})) =$$
$$\mathfrak{g}\,(\mathsf{niewątpliwie})\,({}^\frown\mathfrak{g}(\textit{Jan spaceruje})) =$$
$$\lambda p\,[\Box\,{}^\smile p]({}^\frown\mathsf{spacerować}'(j)) = \Box\,{}^{\smile\frown}\mathsf{spacerować}'(j) =$$
$$\Box\,\mathsf{spacerować}'(j).$$

Z kolei druga analiza jest odrobinę bardziej skomplikowana:

- *niewątpliwie Jan spaceruje,* **10,** 1 **(14)**
  - Jan
  - *niewątpliwie* $\mathtt{on}_1$ *spaceruje,* **6 (9)**
    - niewątpliwie
    - $\mathtt{on}_1$ *spaceruje,* **4 (4a)**
      - $\mathtt{on}_1$
      - spacerować

co tłumaczy się na IL jako:

$$\begin{aligned}
&\mathfrak{g}(\mathfrak{m}(\textit{niewątpliwie Jan spaceruje})) && =\\
&\mathfrak{g}\,(\mathsf{Jan})\ ({}^\frown\lambda x_6\, \mathfrak{g}\,(\textit{niewątpliwie}\ \mathtt{he}_6\ \textit{spaceruje})) && =\\
&\lambda P\,[P\{j\}]\left({}^\frown\lambda x_6\,\lambda p\,[\Box\,{}^\smile p]({}^\frown\mathsf{spacerować}'\,(x_6))\right) && =\\
&{}^\frown\lambda x_6\,\Box\left[{}^{\smile\frown}\mathsf{spacerować}'\,(x_6)\right]\{j\} && =\\
&\lambda x_6\,\Box[\mathsf{spacerować}'\,(x_6)]\,(j) && =\\
&\Box\,[\lambda x_6\,\mathsf{spacerować}'\,(x_6)]\,(j) && =\\
&\Box\,\mathsf{spacerować}'\,(j).
\end{aligned}$$

Ostatnie dwa przekształcenia związane są z przekroczeniem bariery operatora $\Box$. Chociaż jednak nie znamy aksjomatyzacji logiki IL, możemy bezpiecznie założyć, że zawiera ona aksjomaty (lub dające się z nich wywieść tautologie) $\Box\,(A \to B) \;\to\; (\Box\,A \to \Box\,B)$ oraz $(\lambda x\,\Box\,[\varphi(x)])(y) \;\leftrightarrow\; \Box\,[\lambda x\,[\varphi(x)]\,(y)]$. Ten ostatni warunkowany jest faktem, że wartościowanie dowolnej zmiennej jest stałe we wszystkich światach, i można bez trudu sprawdzić, że obie strony równoważności mają tę samą wartość semantyczną. Jednak aksjomat ten nie dotyczy stałych. Tak więc aby uzyskać „naturalną” interpretację $\Box\,\mathsf{spacerować}'\,(j)$, Montague wprowadza postulat **MP2**.

MP2 $\exists x\,\Box\,(x = \alpha)$, gdzie $\alpha \in \{j, m, b, n\}$.

5.2.1 Przysłówki przyczasownikowe

Opisane powyżej rozwiązanie nie jest uniwersalne, dotyczy bowiem pojedynczego przysłówka niewątpliwie, i nie daje w prosty sposób rozszerzyć na inne przysłówki przyzdaniowe, takie jak *prawdopodobnie; możliwe, że.* Jest to wskazówka, że każdy taki przysłówek musi być interpretowany indywidualnie. Natomiast rozwiązanie zaproponowane dla przysłówków przyczasownikowych jest dużo bardziej ogólne.

Przykład *5.7.* Dla zdania *Jan spaceruje powoli.* uzyskujemy drzewo analizy widoczne poniżej.

Jan spaceruje powoli, **4 (4a)**

Jan   spacerować powoli, **7 (10)**

powoli   spacerować

które interpretujemy jak następuje (por. [Hajnicz, 2003: przykł. 2.5 s. 14]):

$$
\begin{aligned}
&\mathfrak{g}\,(\mathfrak{m}(\textit{Jan spaceruje powoli})) && = \\
&\mathfrak{g}\,(\mathsf{Jan})\ ({}^\frown\mathfrak{g}\,(\mathsf{spacerować\ powoli})) && = \\
&\lambda P\,[P\{j\}]\left({}^\frown\mathfrak{g}\,(\mathsf{powoli})\,\mathfrak{g}\,(\mathsf{spacerować})\right) && = \\
&{}^\frown\mathsf{powoli}'\,({}^\frown\mathsf{spacerować}')\,\{j\} && = \\
&\mathsf{powoli}'\,({}^\frown\mathsf{spacerować}')\,(j).
\end{aligned}
$$

Występowanie symbolu intensji w powyższej formule może się wydawać nieco kontrintuicyjne. Zdawać by się mogło, że upraszczając nieco translację, czyli przypisując klasie IAV typ $\langle\langle e,t\rangle,\langle e,t\rangle\rangle$ zamiast typu $\langle\langle s,\langle e,t\rangle\rangle,\langle e,t\rangle\rangle$ oraz reformułując regułę **T8** na:

Jeśli $\delta \in P_{IAV}$ oraz $\beta \in P_{IV}$, to $\mathfrak{g}\,F_7(\delta,\beta) = \mathfrak{g}\,(\beta)(\mathfrak{g}\,(\delta))$,
uzyskalibyśmy bardziej intuicyjną translację zdania *Jan spaceruje powoli.*, czyli $\mathsf{powoli}'\,(\mathsf{spacerować}')\,(j)$. Przyjrzyjmy się jednak, jak taka uproszczona translacja jest interpretowana w modelu („klasyczna" interpretacja semantyczna została dokonana w przykładzie 5.9).[12] Zacznijmy od tego, że dysponujemy trzema stałymi powoli', $\mathsf{spacerować}'$ oraz j, którym interpretacja F nadaje następującą wartość:

$$
\begin{aligned}
F(\mathsf{powoli}') &= f'_p \colon W \times T \longmapsto D_{\langle e,t\rangle}^{D_{\langle e,t\rangle}}, \\
F(\mathsf{spacerować}') &= f_s \colon W \times T \longmapsto 2^A, \\
F(j) &= f_j \colon W \times T \longmapsto A.
\end{aligned}
$$

[12] W rozważanych do tej pory przykładach zdań zadowolaliśmy się ich translacją na język IL za pomocą funkcji $\mathfrak{g}$, gdyż były to standardowe, nie budzące kontrowersji formuły I rzędu.

Wówczas:

$$\begin{array}{llll}
[\![\mathsf{powoli}']\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} & = \quad f'_p(\langle \mathtt{w},\mathtt{t}\rangle) & = & f_p^{\mathtt{w},\mathtt{t}'}\colon D_{\langle e,t\rangle} \longmapsto D_{\langle e,t\rangle},\\
[\![\mathsf{powoli}'\,(\mathsf{spacerowa\acute{c}}')]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} & & = & f_p^{\mathtt{w},\mathtt{t}'}\,(f_s^{\mathtt{w},\mathtt{t}})\colon A \longmapsto \{0,1\},\\
[\![\mathsf{powoli}'\,(\mathsf{spacerowa\acute{c}}')(\mathsf{j})]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} & & = & f_p^{\mathtt{w},\mathtt{t}'}\,(f_s^{\mathtt{w},\mathtt{t}})\,(\mathsf{j}).
\end{array}$$

Rzecz jasna oznacza to jednak, że mamy wgląd jedynie w bieżący świat, co uniemożliwiłoby oczekiwany sposób interpretacji zdania *Jan rzekomo spaceruje.*. Jest to kolejny dowód spójności koncepcji Montague, który takiej uproszczonej *aplikacji funkcjonalnej* nie zaakceptował.

W tym miejscu ujawnia się niestety problem, który przy poprawnej, lecz bardziej złożonej interpretacji wydaje się ukryty.

Przykład *5.8.* Przypuśćmy, że dla zdania z poprzedniego przykładu *Jan spaceruje powoli.* (uproszczona) $f_p^{\mathtt{w},\mathtt{t}'}$ reprezentująca stałą spacerować′ jest reprezentowana przez tabelę:

spacerować′			j	m	b
0	0	0	1	1	1
0	0	1	1	1	0
0	1	0	1	0	1
0	1	1	1	0	0
1	0	0	0	1	1
1	0	1	0	1	0
1	1	0	0	0	1
1	1	1	0	0	0

,

Zauważmy, że tabela ta została przewrotnie zdefiniowana w taki sposób, że powoli′ (spacerować′) ($\mathfrak{o}$) wtw, gdy $\neg$spacerować′ ($\mathfrak{o}$) dla $\mathfrak{o} \in \{j,m,b\}$. Załóżmy więc jeszcze, że funkcja $f_s^{\mathtt{w},\mathtt{t}}$ interpretująca stałą spacerować′ (interpretacja stałych spacerować′ i powoli′ jest oczywiście niezależna) jest reprezentowana przez tabelę:

j	m	b
0	1	1

.

Wówczas zachodzi powoli′ (spacerować′)(j) oraz $\neg$spacerować′ (j).

Ewidentnie problem ten nie znika w przypadku pełnej, intensjonalnej interpretacji przysłówków przyczasownikowych, wręcz przeciwnie, komplikuje się jeszcze bardziej, rozszerzając się na wszystkie światy. Montague jest w pełni tego świadom: zauważa, że jeżeli *Jan spaceruje powoli.*, to w szczególności *Jan spaceruje.*, ale jeśli *Jan rzekomo spaceruje.*, to takiego wniosku nie możemy już wyprowadzić. Wprowadza więc kolejny postulat mający zastosowanie do tych przysłówków, które nie poddają w wątpliwość zajścia samej czynności.

MP10 $\forall x\,\forall P\,\Box\,[\gamma\,(P)(x) \rightarrow P\{x\}]$,
gdzie $\gamma \in \{$powoli′, gorąco′, gwałtownie′$\}$.

Jednak nie chroni to bynajmniej przed uzależnieniem faktu, że *Jan spaceruje powoli* od tego, czy i inni także spacerują i czy robią to w innych światach.

Tak więc cały cieżar zachowania poprawności, a nawet spójności interpretacji semantycznej spoczywa na „barkach" modelu $\mathcal{M}$ i zdefiniowanej w nim funkcji interpretacji F.

W tym momencie nasuwa się jednak obserwacja. W powyższej formule stała j jest argumentem całego wyrażenia $\mathsf{powoli}'\,(\hat{}\mathsf{spacerowa\acute{c}}')\,(j)$. Gdyby jednak była ona argumentem predykatu $\mathsf{spacerowa\acute{c}}'$, tzn. gdyby zastąpić predykat powoli' typu $\langle\langle s,\langle e,t\rangle\rangle,\langle e,t\rangle\rangle$ predykatem $\mathsf{powoli}'_\star$ typu $\langle\langle s,t\rangle,t\rangle$ (czyli niejako podmienić przysłówek przyczasownikowy przysłówkiem zdaniowym), to uzyskalibyśmy bardziej intuicyjną interpretację, przydatną zwłaszcza przy modyfikacji przysłówkami czasowników przechodnich (por. przykł. 5.10 poniżej). Zrealizujemy to w sposób następujący:

Definicja 5.3. Dla dowolnego wyrażenia $\delta \in \{\mathfrak{g}(\alpha)\colon \alpha \in B_{IAV} \cup B_{ADJ}\}$ (odpowiadającego przysłówkom przyczasownikowym; tzn. stałych typu $\langle\langle s,\langle e,t\rangle\rangle$, $\langle e,t\rangle\rangle$ z wykluczeniem czasowników o dopełnieniu bezokolicznikowym, których translacje są tego samego typu[13]) definiujemy wyrażenie $\delta_\star$ (typu $\langle\langle s,t\rangle,t\rangle$) takie, że spełniony jest następujący postulat znaczeniowy:[14]

$$\textbf{MP11*}\quad \lambda P\,\lambda x\,[\delta_\star(P(x))] \quad = \quad \lambda P\,\lambda x\,[\delta\,(P)\,(x)].$$

Dzięki tej definicji mamy:

$$\mathsf{powoli}'\,(\hat{}\mathsf{spacerowa\acute{c}}')\,(j) \;=\; \mathsf{powoli}'_\star\,(\hat{}\mathsf{spacerowa\acute{c}}'\,(j)).$$

Zauważmy jednak, że definicja ta różni się od definicji 5.1 oraz 5.5, gdyż nie jest prostym podstawieniem symbolu w miejsce złożonego wyrażenia. Ma to swoje konsekwencje: równości wyrażeń występujących po lewej i prawej stronie równości w postulacie **MP11*** nie da się udowodnić na podstawie własności logicznych IL, więc stanowią one dodatkowe ograniczenie formalizmu (i z tego właśnie względu zostały uznane za postulat).

Zwróćmy uwagę, że wartość formuły $\mathsf{powoli}'_\star\,(\hat{}\mathsf{spacerowa\acute{c}}'\,(j))$ nie zależy od wartości *spacerować′* dla stałych indywiduowych różnych od j, w przeciwieństwie do wartości formuły $\mathsf{powoli}'\,(\hat{}\mathsf{spacerowa\acute{c}}')\,(j)$.

Prześledźmy to dokładniej, dokonując interpretacji semantycznej rozważanego zdania *Jan spaceruje powoli.*.

<u>Przykład</u> *5.9.* Rozważmy zdanie z przykładu 5.7 i jego translację na IL:

$$\begin{array}{ll} \mathfrak{g}\,(\mathfrak{m}(\textit{Jan spaceruje powoli})) & = \\ \mathsf{powoli}'\,(\hat{}\mathsf{spacerowa\acute{c}}')\,(j) & = \mathsf{powoli}'_\star\,(\hat{}\mathsf{spacerowa\acute{c}}'\,(j)). \end{array}$$

[13] Jak się okaże później (por. przykł. 5.11), tę samą definicję można zastosować także do przymiotników, których translacje również są tego samego typu.

[14] Postulat wprawadzony przez autorów niniejszej książki oznaczony jest dodatkowo symbolem '*'.

Interpretacja poszczególnych wyrażeń w modelu wygląda jak następuje:

$$
\begin{aligned}
[\![\mathsf{spacerowa\acute{c}'}]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} &= f_s(\langle \mathtt{w}, \mathtt{t}\rangle) = f_s^{\mathtt{w},\mathtt{t}}\colon A \longmapsto \{0,1\},\\
[\![\mathsf{powoli'}]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} &= f_p(\langle \mathtt{w}, \mathtt{t}\rangle) = f_p^{\mathtt{w},\mathtt{t}}\colon D_{\langle s,\langle e,t\rangle\rangle} \longmapsto 2^A\\
[\![{}^\frown\mathsf{spacerowa\acute{c}'}]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} &= h_1\colon W \times T \longmapsto 2^A,\\
&\quad \text{gdzie } h_1(\langle w', t'\rangle) = f_s^{\mathtt{w}',\mathtt{t}'}.
\end{aligned}
$$

Ostatecznie:

$$
\begin{aligned}
[\![\mathsf{powoli'}\,({}^\frown\mathsf{spacerowa\acute{c}'})]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} &= f_p^{\mathtt{w},\mathtt{t}}\,(h_1)\colon A \longmapsto \{0,1\},\\
[\![\mathsf{powoli'}\,({}^\frown\mathsf{spacerowa\acute{c}'})\,(j)]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} &= f_p^{\mathtt{w},\mathtt{t}}\,(h_1)\,(\mathfrak{j}),
\end{aligned}
$$

i jest prawdziwe bądź nie w zależności od konkretnego sposobu zdefiniowania wszystkich powyższych funkcji, czyli od konkretnej interpretacji F. Tak więc dla pełnego zrozumienia niezbędny jest jeszcze przykładowy model. Dla uproszczenia „zlinearyzujemy” zbiór światów i ograniczymy go do dwóch elementów: świata bieżącego $\mathtt{w}$ oraz drugiego świata $\mathtt{w_1}$. Wówczas dla trzech stałych $\mathfrak{j}$, $\mathfrak{m}$, $\mathfrak{b}$ możemy dysponować przykładową tabelą funkcji $f_p^{\mathtt{w}}\colon (W \times A) \times A \longmapsto \{0,1\}$:

$\mathtt{w}$ $\mathtt{w_1}$	100 000	100 001	100 010	100 011	100 100	100 101	100 110	100 111	101 000	101 001	101 010	101 011	101 100	101 101	101 110	101 111
$\mathfrak{j}$	1	0	0	1	1	1	0	0	0	0	1	0	1	1	0	0
$\mathfrak{m}$	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
$\mathfrak{b}$	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	1	0
$\mathtt{w}$ $\mathtt{w_1}$	110 000	110 001	110 010	110 011	110 100	110 101	110 110	110 111	111 000	111 001	111 010	111 011	111 100	111 101	111 110	111 111
$\mathfrak{j}$	0	0	0	1	0	0	1	1	0	0	0	1	0	1	1	0
$\mathfrak{m}$	0	1	1	0	0	0	1	0	0	1	1	0	0	0	1	1
$\mathfrak{b}$	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	1	1	0

Zgodnie z postulatem **MP10** zbiór światów, w których *Jan* (*Maria, Bogdan*) *spaceruje powoli* jest podzbiorem zbioru światów, w których *Jan* (*Maria, Bogdan*) *spaceruje*. Ponieważ dla pozostałych wartości h_1 Jan nie spaceruje w bieżącym świecie $\mathtt{w}$, więc zachodzi $f_p^{\mathtt{w},\mathtt{t}}\,(h_1)\,(\mathfrak{j}) = 0$. Przeto jak już wspominaliśmy powyżej, to czy *Jan spaceruje powoli* zależy od tego, w których światach spacerują inne indywidua. Aby uniezależnić się od nich, w pierwszym rzędzie tabelki powinny znaleźć same jedynki. Potrzebny jest jednak mechanizm narzucający takie ograniczenie.

Przyjrzyjmy się więc interpretacji wynikającej z uzyskania stałej funkcyjnej $\mathsf{powoli}'_\star$ na podstawie definicji 5.3.

$$\begin{array}{lll}
\mathsf{powoli}'_\star : & = & f_{\star p}\colon W \times T \longmapsto 2^{D_{\langle s,t\rangle}}, \\
[\![\mathsf{powoli}'_\star]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} & = & f_{\star p}(\langle \mathtt{w},\mathtt{t}\rangle) \qquad = \\
 & & f^{\mathtt{w},\mathtt{t}}_{\star p}\colon 2^{W \times T} \longmapsto \{0,1\} \\
[\![{}^\frown\mathsf{spacerowa\acute{c}}'(j)]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} & = & h_2\colon W \times T \longmapsto \{0,1\} \text{ taka,} \\
 & & \text{że } h_2(\langle w',t'\rangle) = f^{\mathtt{w}',\mathtt{t}'}_s(\mathtt{j}), \\
[\![\mathsf{powoli}'_\star({}^\frown\mathsf{spacerowa\acute{c}}'(j))]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} & = & f^{\mathtt{w},\mathtt{t}}_{\star p}(h_2).
\end{array}$$

Pozostaje jeszcze pytanie, w jaki sposób zdefiniować $f_{\star p}$ (gdyż nie jest to stała ze zbioru C i jako taka nie jest interpretowana przez F), rzecz jasna na podstawie f_p. Jak wiemy, funkcja ta przypisuje każdemu światu $\mathtt{w} \in W \times T$ podzbiór zbioru światów $W \times T$, w których dana czynność musi zachodzić dla danego obiektu (np. $\mathsf{spacerowa\acute{c}}'(j)$), aby zachodziła powoli. Otóż nie w każdym modelu możemy taką stałą zdefiniować (wszak mamy do czynienia z postulatem z natury rzeczy ograniczającym zbiór modeli teorii), a jedynie w takich, w których dla dowolnych $\mathtt{w}' \in W$, $\mathtt{t}' \in T$, $\mathtt{o}, \mathtt{o}' \in A$ oraz $h_1, h'_1\colon W \times T \longmapsto 2^A$ mamy $f^{\mathtt{w},\mathtt{t}}_p(h_1)(\mathtt{o}) = f^{\mathtt{w},\mathtt{t}}_p(h_1)(\mathtt{o}')$ oraz zachodzi $f^{\mathtt{w},\mathtt{t}}_p(h_1)(\mathtt{o}) = f^{\mathtt{w},\mathtt{t}}_p(h'_1)(\mathtt{o})$ wtw, gdy $h_1(\langle \mathtt{w}',\mathtt{t}'\rangle)(\mathtt{o}) = \mathtt{h}'_1(\langle \mathtt{w}',\mathtt{t}'\rangle)(\mathtt{o})$. Innymi słowy oznacza to, że w ograniczamy się do modeli, w których to czy *Jan spaceruje powoli* nie zależy od tego, w jakich światach inni spacerują. Tak więc postulat **MP11*** stanowi poszukiwany mechanizm. Warto by jeszcze zmodyfikować postulat **MP10**:

MP10' $\forall x \forall P \,\Box\, [\gamma_\star(P(x)) \rightarrow P\{x\}]$,
gdzie $\gamma \in \{\mathsf{powoli}', \mathsf{gorąco}', \mathsf{gwałtownie}'\}$.

Ponieważ zarówno funkcja $f^{\mathtt{w},\mathtt{t}}_p$, jak i funkcja $f^{\mathtt{w},\mathtt{t}}_{\star p}$ w żaden sposób nie są powiązane ze spacerowaniem, warunki na mówić powoli są dokładnie identyczne jak na spacerować powoli, czyli zachodzą przy identycznej konfiguracji swiatów i osób w nich spacerujących/mówiących. Innymi słowy, istnieją zestawienia (takie same dla wszystkich) „światów powolności" (czy też „światów gorącości"), które determinują, czy dany obiekt wykonuje daną czynność powoli/gorąco. Jest to całkowicie zgodne z tak szerokim pojmowaniem semantyki możliwych światów, jakim charakteryzuje się podejście Montague.

Pozostaje jeszcze wątpliwość, czy zdanie *Jan rzekomo spaceruje.* może zostać uznane za prawdziwe, gdy Jan nie spaceruje w <u>żadnym</u> świecie. Dlatego warto chyba sformułować słabszy odpowiednik postulatu **MP10**:

MP10* $\forall x \forall P \,\Box\, [\gamma\,(P)(x) \rightarrow \Diamond\, P\{x\}]$, gdzie $\gamma \in B_{IAV}$.

W ilu światach i w których ma to zachodzić, to już naprawdę kwestia interpretacji F.

Przykład *5.10.* Z kolei zdanie *Jan gorąco kocha Marię.* posiada poniższe drzewo analizy:

Jan gorąco kocha Marię, **4 (4a)**

Jan gorąco kochać Maria, **2 (10)**

gorąco kochać Maria, **5 (5)**

kochać Maria

co daje w rezultacie następującą translację na IL:

$$\mathfrak{g}(\textsf{kochać Maria}) \quad = \quad \textsf{kochać}'({}^\frown\lambda R\,[R\{m\}]),$$
$$\mathfrak{g}(\textsf{gorąco kochać Maria}) \quad = \quad \textsf{gorąco}'\left({}^\frown\textsf{kochać}'({}^\frown\lambda R\,[R\{m\}])\right),$$
$$\mathfrak{g}\,(\mathfrak{m}(\textit{Jan gorąco kocha Marię})) \quad =$$
$$\textsf{gorąco}'\left({}^\frown\textsf{kochać}'({}^\frown\lambda R\,[R\{m\}])\right)(j).$$

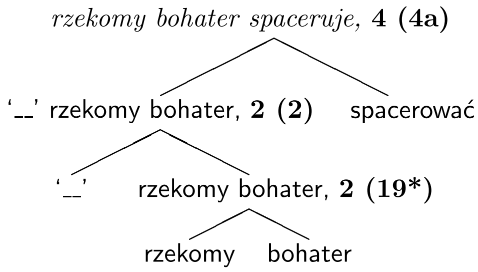
Ponieważ wyrażenie $\textsf{gorąco}'({}^\frown\textsf{kochać}'({}^\frown\lambda R\,[R\{m\}]))\,(j)$ w ewidentny sposób nie jest postaci $\delta({}^\frown\lambda P\,[P\{x\}])\,(y)$, nie daje się doń zastosować definicji 5.1. Można by sobie wyobrazić taką modyfikację tej definicji, by obejmowała powyższy przypadek. Jednak byłoby to rozwiązanie połowiczne, gdyż przysłówki mogą tworzyć ciągi dowolnej długości, więc potrzebna byłaby (potencjalnie) nieskończona liczba takich definicji. Na szczęście po zastosowaniu postulatu z definicji 5.3 ograniczenie to zostaje przezwyciężone, dzięki czemu uzyskujemy:

$$\begin{aligned}
&\mathfrak{g}\,(\mathfrak{m}(\textit{Jan gorąco kocha Marię})) &=\\
&\textsf{gorąco}'\left({}^\frown\textsf{kochać}'({}^\frown\lambda R\,[R\{m\}])\right)(j) &=\\
&\lambda P\,\lambda x\,[\textsf{gorąco}'(P)\,(x)]\,({}^\frown\textsf{kochać}'\,({}^\frown\lambda R\,[R\{m\}]))\,(j) &=\\
&\lambda P\,\lambda x\,[\textsf{gorąco}'_\star(P\,(x))]\,({}^\frown\textsf{kochać}'({}^\frown\lambda R\,[R\{m\}]))\,(j) &=\\
&\lambda P\,[\textsf{gorąco}'_\star(P\,(j))]\left({}^\frown\textsf{kochać}'({}^\frown\lambda R\,[R\{m\}])\right) &=\\
&\textsf{gorąco}'_\star\left({}^\frown\textsf{kochać}'({}^\frown\lambda R\,[R\{m\}])(j)\right) &=\\
&\textsf{gorąco}'_\star\left({}^\frown\textsf{kochać}'_\star(j, m)\right).
\end{aligned}$$

5.2.2 Przymiotniki

Przymiotniki (modyfikujące rzeczowniki pospolite) są w podejściu Bennetta (1976) traktowane identycznie jak przysłówki (przyczasownikowe): zauważmy, że ten sam typ logiczny odpowiada zarówno kategoriom IV i CN ($\langle e, t\rangle$), jak i kategoriom IAV i ADJ ($\langle\langle s, \langle e, t\rangle\rangle, \langle e, t\rangle\rangle$). Dziedziczą też wszystkie wady i zalety takiej interpretacji.

<u>Przykład</u> *5.11.* Rozważmy drzewo analizy zdania *Rzekomy bohater spaceruje.*:



Translacja tego zdania dokonywana jest krok po kroku jak następuje:

$$\mathfrak{g}\,(\mathsf{rzekomy\ bohater}) = \mathsf{rzekomy}'\,({}^\frown\mathsf{bohater}'),$$
$$\mathfrak{g}\,(\text{'\_\_'}\ \mathsf{rzekomy\ bohater}) = \lambda Q\,\exists x\,[\mathsf{rzekomy}'\,({}^\frown\mathsf{bohater}')(x)\ \&\ Q\{x\}],$$
$$\mathfrak{g}\,(\mathfrak{m}(\textit{rzekomy bohater spaceruje})) = \exists x\,[\mathsf{rzekomy}'\,({}^\frown\mathsf{bohater}')(x)\ \&\ \mathsf{spacerowa\acute{c}}'(x)].$$

Jak w zdaniu *Jan rzekomo spaceruje.* Jan bynajmniej nie musi spacerować w bieżącym świecie, skąd interpretacja $\mathsf{rzekomo}'\,({}^\frown\mathsf{spacerowa\acute{c}}')\,(j)$, tak obiekt spacerujący w zdaniu *Rzekomy bohater spaceruje.* nie musi być bohaterem w bieżącym świecie, na co wskazuje powyższa interpretacja. Podobnie nie musi nim być w zdaniu *Jan jest rzekomo bohaterem.*, stąd interpretacja:

$$\mathsf{rzekomo}'\left({}^\frown\lambda x\,\exists z\,[\mathsf{bohater}'\ \&\ x = z]\right) = \mathsf{rzekomo}'({}^\frown\mathsf{bohater}')(j),$$

a także w zdaniu *Jan jest rzekomym bohaterem.* interpretowanym jako:

$$\exists z\,[\mathsf{rzekomy}'(\mathsf{bohater}')\ \&\ j = z] = \mathsf{rzekomy}'({}^\frown\mathsf{bohater}')(j).$$

Te dwa ostatnie zdania sugerują, że przynajmniej niektóre pary $\langle$przymiotnik, przysłówek$\rangle$ powinny mieć skorelowaną interpretację w modelu. Jednak musi to dotyczyć <u>wyłącznie</u> modyfikacji rzeczowników: bezsensowna jest formuła $\mathsf{rzekomy}'\,({}^\frown\mathsf{spacerowa\acute{c}}')\,(j)$. Dlatego poniższy postulat przyjmuje ograniczoną postać:

MP13* $\forall x \forall P \Box [\mathsf{rzekomo}'(P)(x) \leftrightarrow \mathsf{rzekomy}'(P)(x)]$,
gdzie $P \in \{Q\colon Q = \mathfrak{g}(\alpha) \;\&\; \alpha \in B_{CN}\}$.

Ponieważ przymiotniki i przysłówki przekładane są na wyrażenia tego samego typu, definicja 5.3 może zostać zastosowana dla przymiotników, dzięki czemu $\mathsf{rzekomy}'(^\frown\mathsf{bohater}')(j) = \mathsf{rzekomy}'_\star(^\frown\mathsf{bohater}'(j))$.

Dla przymiotników należy zdefiniować też odpowiednik postulatu **MP10** sformułowanego dla przysłówków (z podobnymi ograniczeniami), tzn.:

MP14* $\forall x \forall P \Box [\gamma\,(P(x)) \rightarrow P\{x\}]$, gdzie $\mathfrak{L}(\gamma) \in B_{ADJR}$.

Istnieje też konwencja zapisu przymiotników za pomocą koniunkcji. Wówczas zdanie *Wysoka kobieta spaceruje.* jest interpretowane jako $\exists x\, [\mathsf{wysoki}'_\diamond(x) \;\&\; \mathsf{kobieta}'(x)) \;\&\; \mathsf{spacerować}'(x)]$. Ponieważ zapis $\mathsf{rzekomy}'_\diamond(o) \;\&\; \mathsf{bohater}'(o)$ jest ewidentnie bezsensowny, nałożymy nań analogiczne ograniczenia. Uczynimy to za pomocą definicji:

Definicja 5.4. Dla dowolnego wyrażenia $\delta \in \mathcal{E}_{f(ADJ)} - \bigcup_{\alpha \in B_{IAV} \cup B_{IV/IV}} \mathfrak{g}(\alpha)$ (odpowiadającego przymiotnikom; typu $\langle\langle s, \langle e,t\rangle\rangle, \langle e,t\rangle\rangle$ z wyłączeniem przysłówków oraz czasowników o dopełnieniu bezokolicznikowym, których translacje są tego samego typu) definiujemy wyrażenie $\delta_\diamond$ (typu $\langle e,t\rangle$) takie, że spełniony jest następujący postulat znaczeniowy:

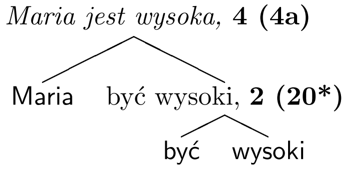
MP15* $\lambda P\, \lambda x\, [\delta_\diamond(x) \;\&\; P\{x\}] \quad = \quad \lambda P\, \lambda x\, [\delta\,(P)\,(x)]$.

Jednak argumentem przeciwko takiej interpretacji przymiotników jest zauważenie, że we frazach *wysoka kobieta* i *wysoki dom* przymiotnik wysoki interpretowany jest w całkiem różny sposób. Nie dotyczy to już jednak przymiotnika zielony (*zielona kobieta* i *zielony dom*), nie mówiąc już o tym, że dom w ogólne nie może być radosny. Wkraczamy więc na teren semantyki leksykalnej (co w szczególności dotyczy określeń „miar względnych” (wysoki, długi, silny, ciężki, gorący), a już we wstępie zapowiedzieliśmy ignorowanie tej tematyki). Zauważmy też, że oryginalna interpretacja bynajmniej nam takiego rozróżnienia nie zapewnia (por. przykł. 5.9).

Przymiotniki mogą pełnić nie tylko rolę modyfikatorów fraz rzeczownikowych, lecz także stanowić samodzielne dopełnienie dla czasownika być.

Zauważmy na początek, że nie każdy przymiotnik może pełnić rolę dopełnienia, gdyż funkcja ta zakłada realność opisywanej sytuacji. Możemy co prawda stwierdzić, że *Jan jest rzekomym/mitycznym bohaterem.*, ale nie że *Jan jest rzekomy/mityczny.* czy też *Bohater jest rzekomy/mityczny.*. Dlatego w regule **S20*** ograniczyliśmy się do podkategorii przymiotników rzeczywistych.

Przykład *5.12.* Rozważmy najprostsze zdanie *Maria jest wysoka*:



które jest przekładne na IL następująco:

$$\mathfrak{g}\,(\textsf{być wysoki}) \;=\; \lambda\mathcal{P}\,\lambda x\left[\mathcal{P}\{{}^\frown\lambda y\,[y=y]\}\,(x)\right]({}^\frown\textsf{wysoki}') \;=\; \lambda x\left[\textsf{wysoki}'\,({}^\frown\lambda y\,[y=y])\,(x)\right],$$

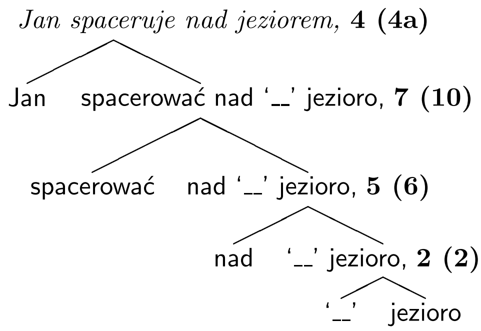
$$\begin{aligned}\mathfrak{g}\,(\mathfrak{m}(\textit{Maria jest wysoka})) &= \lambda x\left[\textsf{wysoki}'\,({}^\frown\lambda y\,[y=y])\,(x)\right](m) &=\\ \textsf{wysoki}'\left({}^\frown\lambda y\,[y=y]\right)(m) &= \textsf{wysoki}'_\diamond(m)\ \&\ \lambda y\,[y=y]\,(m) &=\\ \textsf{wysoki}'_\diamond(m)\ \&\ m=m &= \textsf{wysoki}'_\diamond(m)\end{aligned}$$

Ostatnie przekształcenia zostały dokonane zgodnie z definicją 5.4, co stanowi potwierdzenie słuszności jej wprowadzenia pomimo nasuwających się wątpliwości.

5.2.3 Przyimki

Zaproponowana w gramatyce Montague reprezentacja przyimków polega na tym, że powstała w wyniku przyłączenia doń frazy rzeczownikowej fraza przyimkowa jst przypadkiem frazy przysłówkowej omawianej powyżej. Także to wydawałoby się naturalne rozwiązanie wymaga jednak wprowadzenia kolejnego postulatu znaczeniowego.

Przykład *5.13.* Dla drzewa analizy zdania *Jan spaceruje nad jeziorem*:



uzyskujemy następującą translację na IL:

$$\mathfrak{g}(\textsf{nad '\_\_' jezioro}) = \mathfrak{g}(\textsf{nad})(^\frown\mathfrak{g}(\textsf{'\_\_' jezioro})) =$$
$$\textsf{nad}'\left(^\frown\lambda Q\,\exists x\,[\textsf{jezioro}'(x)\ \&\ Q\{x\}]\right)$$
$$\mathfrak{g}(\textsf{spacerować nad '\_\_' jezioro}) =$$
$$\mathfrak{g}(\textsf{nad '\_\_' jezioro})\,(^\frown\mathfrak{g}(\textsf{spacerować})) =$$
$$\textsf{nad}'\left(^\frown\lambda Q\,\exists x\,[\textsf{jezioro}'(x)\ \&\ Q\{x\}]\right)\,(^\frown\textsf{spacerować}'),$$

$$\mathfrak{g}(\mathfrak{m}(\textit{Jan spaceruje nad jeziorem})) =$$
$$\mathfrak{g}\,(\textsf{John})(^\frown\mathfrak{g}(\textsf{spacerować nad '\_\_' jezioro})) =$$
$$\lambda P\,[P\{j\}]\left(^\frown\textsf{nad}'\left(^\frown\lambda Q\,\exists x\,[\textsf{jezioro}'(x)\ \&\ Q\{x\}]\right)(^\frown\textsf{spacerować}')\right) =$$
$$\textsf{nad}'\left(^\frown\lambda Q\,\exists x\,[\textsf{jezioro}'(x)\ \&\ Q\{x\}]\right)(^\frown\textsf{spacerować}')\,(j).$$

Predykat $\textsf{nad}'$ blokuje redukcję λ-abstrakcji, i powyższa formuła nie daje się już bardziej uprościć za pomocą standardowych przekształceń. Jednak stosując poniższy postulat **MP8** dla $G = {^\frown\lambda z}\left[\textsf{nad}'\left(^\frown\lambda R\,[R\{z\}]\right)\right]$, $P = {^\frown\textsf{spacerować}'}$ oraz $\mathcal{P} = {^\frown\lambda Q}\exists x\,[\textsf{jezioro}'(x)\ \&\ Q\{x\}]$ uzyskujemy:

$$^\frown\lambda Q\,\exists x\,[\textsf{jezioro}'(x)\ \&\ Q\{x\}]$$
$$\left\{^\frown\lambda y\left[\left({^\smile}{^\frown}\lambda z\left[\textsf{nad}'\left(^\frown\lambda\,R[R\{z\}]\right)\right]\right)(y)(^\frown\textsf{spacerować}')\,(j)\right]\right\} =$$
$$\exists x\left[\textsf{jezioro}'(x)\ \&\ \lambda y\left[\textsf{nad}'\left(^\frown\lambda R\,[R\{y\}]\right)(^\frown\textsf{spacerować}')(j)\right](x)\right] =$$
$$\exists x\left[\textsf{jezioro}'(x)\ \&\ \textsf{nad}'\left(^\frown\lambda\,R[R\{x\}]\right)(^\frown\textsf{spacerować}')\,(j)\right] =$$
$$\exists x\Big[\textsf{jezioro}'(x)\ \&$$
$$\lambda y\,\lambda P\,\lambda z\left[\textsf{nad}'\left(^\frown\lambda Q\,[Q\{y\}]\right)(P)\,(z)\right](x)\,(^\frown\textsf{spacerować}')\,(j)\Big] =$$
$$\exists x\left[\textsf{jezioro}'(x)\ \&\ \textsf{nad}'_\star(x)\,(^\frown\textsf{spacerować}')\,(j)\right] =$$
$$\exists x\left[\textsf{jezioro}'(x)\ \&\ \textsf{nad}'_{\star\star}(x)\,(^\frown\textsf{spacerować}'(j))\right].$$

Ostatnie przekształcenie dokonano dzięki obserwacji, że $\textsf{nad}'_\star(p) \in \mathcal{E}_{f(IV/IV)}$, więc można doń zastosować definicję 5.3 wprowadzoną dla przysłówków (a przecież frazy przyimkowe są traktowane jak przysłówki), gdyż nie ma w niej ograniczenia na wyrażenia (tego typu), dla których wolno ją stosować. W tym celu jednak tworzymy nową stałą $(\textsf{nad}'_\star(p))_\star = \textsf{nad}'_{\star\star}(p)$[15] W oryginalnym PTQ nie było to rzecz jasna moliwe. Jednak znacznie bardziej istotne było poprzednie przekształcenie dopuszczalne dzięki definicji:

Definicja 5.5. Dla dowolnego wyrażenia $\delta \in \mathcal{E}_{f(IAV/T)}$ (odpowiadającego przyimkom; typu $\langle\langle s, \langle\langle s, \langle e, t\rangle\rangle, t\rangle\rangle, \langle\langle s, \langle e, t\rangle\rangle, \langle e, t\rangle\rangle\rangle$) definiujemy wyrażenie $\delta_\star$ (typu $\langle e, \langle\langle s, \langle e, t\rangle\rangle, \langle e, t\rangle\rangle\rangle = \langle e, f(IV/IV)\rangle$) w następujący sposób:

$$\delta_\star \quad =_{def} \quad \lambda y\, \lambda P\, \lambda x \left[\delta \left({}^\frown\lambda Q\, [Q\{y\}]\right)(P)\,(x)\right].$$

Wspomniany w powyższym przykładzie postulat wygląda następująco:

MP8 $\exists G\, \forall \mathcal{P}\, \forall P\, \forall x\, \Box \left[\delta(\mathcal{P})\,(P)\,(x) \;\leftrightarrow\; \mathcal{P}\left\{{}^\frown\lambda y \left[[{}^\smile G]\,(y)\,(P)\,(x)\right]\right\}\right],$
gdzie $\delta \in \{\, \mathsf{na}', \mathsf{nad}', \mathsf{w}', \mathsf{z}' \,\}$

Zauważmy, że przyimek *o* ze zbioru wyrażeń podstawowych kategorii IAV/T został wykluczony z powyższego postulatu, gdyż nie ma charakteru ekstensjonalnego. Chodzi o to, byśmy ze zdania *Jan mówi o centaurze.* nie byli w stanie wywnioskować, że istnieje centaur, o którym Jan mówi. Jednak nakładanie takich ograniczeń na przyimki wydaje się rozwiązaniem mało uniwersalnym, gdyż wiele przyimków nie posiada samodzielnej semantyki i dopiero z połączenia z czasownikiem bądź rzeczownikiem można wywnioskować, czy chodzi o byty realne czy też nie. Rzecz jasna definicja 5.5 może być zastosowana dopiero po aplikacji postulatu **MP8**, więc nie grozi, że zostanie zastosowana do takich przyimków jak o.

Występujący w rozważanym postulacie symbol $G \in V_{\langle s, \langle e, f(IAV)\rangle\rangle}$. Ponieważ mamy ${}^\frown\lambda R\, [R\{y\}] \in \mathcal{E}_{\langle s, f(T)\rangle}$, skąd $\mathsf{nad}'\,({}^\frown\lambda R\, [R\{y\}]) \in \mathcal{E}_{f(IAV)}$, więc ${}^\frown\lambda z \left[\mathsf{nad}'\left({}^\frown\lambda R\, [R\{z\}]\right)\right] \in \mathcal{E}_{\langle s, \langle e, f(IAV)\rangle\rangle}$ jest dobrym przypadkiem G.

W postulacie **MP8** niepokoi jedna kwestia dotycząca zmiennej G: otóż symbol ten występuje wyłącznie po prawej stronie równoważności i nie jest w żaden sposób powiązany z reprezentującym przyimek symbolem δ znajdującym się po jej lewej stronie. Związany jest on kwantyfikatorem egzystencjalnym, gdyż nie można żądać zachodzenia zależności dla <u>wszystkich</u> zmiennych tego typu. Z drugiej strony oznacza to jednak, że za G możemy podstawić dowolne wyrażenie typu $\langle s, \langle e, f(IAV)\rangle\rangle$, z wyłączeniem $G = {}^\frown\lambda z \left[\mathsf{o}'\left({}^\frown\lambda R\, [R\{z\}]\right)\right]$, gdyż postulat **MP8** dla o' nie zachodzi. Ponieważ jednak w postulacie **MP8** występują inne ekstensjonalne przyimki (w, z), pojawia się poważny problem. Dla zdania *Jan je w pudełku.* (powiedzmy, że *Jan* jest myszą) przekładanego na:

$$\mathsf{w}'\left({}^\frown\lambda Q\, \exists x\, [\mathsf{pudełko}'(x)\ \&\ Q\{x\}]\right)({}^\frown\mathsf{eat}')\,(j),$$

[15] Taka operacja jest możliwa wyłącznie dla stałych indywiduowych spełniających postulat **MP2**.

postulat **MP8** można zastosować dla $G = {}^\frown\lambda z \left[\xi \left({}^\frown\lambda R\,[R\{z\}]\right)\right]$, i każda z formuł $\exists x \left[\mathsf{box}'(x)\ \&\ \xi_\star(x)\,({}^\frown\mathsf{eat}')\,(j)\right]$, gdzie $\xi \in \{\mathsf{na}', \mathsf{nad}', \mathsf{w}', \mathsf{z}'\}$, mogłaby zostać uznana za jego (bynajmniej nie równoważną i bynajmniej nie obowiązkowo poprawną) translację. Innymi słowy, uznalibyśmy, że *Jan je w pudełku.*, gdyby tylko jadł *w, na, nad* bądź *z* pudełka. Zdecydowanie nie jest to taka translacja, jakiej moglibyśmy oczekiwać.[16]

Kiedy jednak zastąpimy postulat **MP8** jego bardziej rygorystyczną i prawdopodobnie ograniczającą zakres jego stosowania wersją, w której G zostaje uściślone do postaci $G = {}^\frown\lambda z \left[\delta \left({}^\frown\lambda R\,[R\{z\}]\right)\right]$ (a więc dokładnie takiej wartości, jakiej użyliśmy stosując postulat powyżej):

$$\textbf{MP8'}\quad \forall\mathcal{P}\,\forall P\,\forall x\,\Box\left[\delta(\mathcal{P})\,(P)\,(x) \leftrightarrow \mathcal{P}\left\{{}^\frown\lambda y\left[\delta\left({}^\frown\lambda R\,[R\{y\}]\right)(P)\,(x)\right]\right\}\right],$$

$$\text{gdzie } \delta \in \{\, \mathsf{nad}', \mathsf{w}', \mathsf{z}' \,\},$$

to udaje się ominąć tę rafę: przyimek δ występuje po obu stronach równoważności, więc nie może on ulec podmianie.

5.2.4 Czasowniki kontroli

Kolejne problemy są powodowane przez *czasowniki kontroli.*

Przykład *5.14.* Zdanie *Jan próbuje spacerować.* posiada poniższe drzewo analizy:

Jan próbuje spacerować, **4 (4a)**

Jan　próbować spacerować, **2 (8)**

próbować　spacerować

i prostą translację na IL (por. [Hajnicz, 2003: przykł. 2.20. s. 24]):

$$\mathfrak{g}\ (\mathfrak{m}(\textit{Jan próbuje spacerować})) \quad = \quad \mathsf{próbować}'\,({}^\frown\mathsf{spacerować}')(j).$$

W tym momencie trzeba zwrócić uwagę na dość niespodziewaną kwestię. Mianowicie przysłówki (kategorii IAV) z jednej strony oraz czasowniki o dopełnieniu bezokolicznikowym (kategorii IV/IV) z drugiej strony modyfikują

[16] Kwestia wymagania określonego przypadka przez przyimek nie ma tu znaczenia, gdyż kwantyfikacja odbywa się na poziomie języka IL po stałych tego języka (typu $\langle\langle s, \langle\langle s, \langle e,t\rangle\rangle, t\rangle\rangle, \langle\langle s, \langle e,t\rangle\rangle, \langle e,t\rangle\rangle\rangle$).

frazę czasownikową (kategorii IV) w identyczny sposób , zaś ich translacje na IL są tego samego typu: $\langle\langle s, \langle e,t\rangle\rangle, \langle e,t\rangle\rangle$. A oznacza to w szczególności, że definicja 5.3 mogłaby być stosowana do stałych obu kategorii (gdyby wyrażenia podstawowe z $B_{IV/IV}$ nie zostały *explicite* w niej wykluczone). Wówczas mielibyśmy:

$$\begin{array}{lcl} \mathfrak{g}\,(\mathfrak{m}(\textit{Jan próbuje spacerować})) & = & \textsf{próbować}'\,(^\frown\textsf{spacerować}')(j) \quad = \\ \textsf{próbować}'\,(j, {}^\frown\textsf{spacerować}') & = & \textsf{próbować}'_\star\,(^\frown\textsf{spacerować}'(j)). \end{array}$$

Jednak tym razem, w przeciwieństwie do przysłówków, nie jest to transformacja satysfakcjonująca, gdyż czasownik **próbować** utracił swój podmiot: nie wiemy, <u>kto</u> próbuje spacerować. Tak naprawdę jednak żadna z tych formuł nie oddaje w pełni znaczenia zdania. Szczególnie wyraźnie widać to w wypadku czasowników przechodnich, co pokażemy na przykładzie czasownika być, który niewątpliwie także może znaleźć się na pozycji dopełnienia bezokolicznikowego.

<u>Przykład</u> *5.15.* Dla zdania *Jan chce być Bogdanem.* otrzymujemy następujące drzewo analizy:

Jan chce być Bogdanem, **4 (4a)**

Jan   chcieć być Bogdan, **2 (8)**

chcieć   być Bogdan, **5 (5)**

być   Bogdan

wraz z translacją na IL:

$$\mathfrak{g}\,(\textsf{chcieć być Bogdan}) \;=\; \textsf{chcieć}'\left(^\frown\lambda x\,[x=b]\right),$$

$$\begin{array}{lc} \mathfrak{g}\,(\mathfrak{m}(\textit{Jan chce być Bogdanem})) & = \\ \lambda P\,[P\{j\}]\left(^\frown\textsf{chcieć}'\left(^\frown\lambda x\,[x=b]\right)\right) & = \\ \textsf{chcieć}'\left(^\frown\lambda x\,[x=b]\right)(j). & \end{array}$$

Powyższa formuła nie oddaje istoty pragnień Jana, gdyż nie da się ustalić, że to on ma być Bogdanem (zdania *Jan chce, by Maria była Bogdanem.* nie da się co prawda w PTQ zanalizować, lecz powyższa formuła nie wyklucza takiej możliwości: wystarczy, by „odpowiednia" funkcja $f_p^{\mathtt{w},\mathtt{t}}$ była prawdziwa dla $\mathfrak{j}$ dokładnie w takich światach, w których $\mathfrak{m} = \mathfrak{b}$; gdyż zachodzi ona dla funkcji h będącej w tym wypadku intensją zależności $= \mathfrak{b}$, por. przykł. 5.9 i 5.16). Z drugiej strony po zastosowaniu definicji 5.3 uzyskalibyśmy:

$$\mathsf{chcie\acute{c}}'\left({}^\frown\lambda x\,[x=b]\right)(j) \quad = \quad \mathsf{chcie\acute{c}}'_\star\left({}^\frown\lambda x\,[x=b]\,(j)\right) \quad = \quad \mathsf{chcie\acute{c}}'_\star\,({}^\frown(j=b)),$$

i naprawdę nie mielibyśmy pojęcia, kto chce, by Jan i Bogdan byli tożsami, w modelu istniałyby wszak „światy chcenia" (tak jak „światy powolności" w przykładzie 5.9) niezależne od chcącego. Tak więc przy takiej interpretacji wszyscy zawsze chcieliby tego samego, a tu już jest niedopuszczalne.

Podobną sytuację mielibyśmy dla zdania *Jan chce kochać Marię.* (por. [Hajnicz, 2006a: przykł. 6.8. s. 37]).

Widać więc wyraźnie, że czasowniki o dopełnieniu bezokolicznkowym nie mogą być traktowane tak jak przysłówki przyczasownikowe, innymi słowy postulat **MP11*** jest dla nich zbyt mocny, zbyt restrykcyjny, tzn. nazbyt zawęża klasę modeli, w których teoria jest prawdziwa. Innymi słowy, z semantycznego punktu widzenia nie jesteśmy usatysfakcjonowni niezależnie od tego, czy podmiot bezokolicznika jest analizowany lokalnie czy też podniesiony na wyższy poziom analizy: chcielibyśmy, by był obecny na <u>obu</u> poziomach. Poniżej przedstawiamy więc zmodyfikowaną wersję definicji 5.3 adekwatną dla czasowników o dopełnieniu bezokolicznikowym.

Definicja 5.6. Dla dowolnego wyrażenia $\delta \in \left\{\mathfrak{g}(\alpha)\colon\ \alpha \in B_{IV/IV}\right\}$ (odpowiadającego czasownikom o dopełnieniu bezokolicznikowym; typu $\langle\langle s,\langle e,t\rangle\rangle,\langle e,t\rangle\rangle$ z pominięciem przysłówków przyczasownikowych i przymiotników, których translacje są tego samego typu[17]) definiujemy wyrażenie $\delta_\star$ (typu $\langle\langle s,t\rangle,\langle e,t\rangle\rangle$) takie, że spełniony jest następujący postulat znaczeniowy:

$$\textbf{MP12*}\quad \lambda P\,\lambda x\,[\delta_\star(P(x))\,(x)] \quad = \quad \lambda P\,\lambda x\,[\delta\,(P)\,(x)].$$

Przeanalizujmy to dokładniej na prostszym przykładzie zdania *Jan próbuje spacerować.*.

<u>Przykład</u> *5.16.* Weźmy zdanie z przykładu 5.14 i jego translację na IL:

$$\mathfrak{g}\,(\mathfrak{m}(\textit{Jan próbuje spacerować})) \quad = \quad \mathsf{pr\acute{o}bowa\acute{c}}'\,({}^\frown\mathsf{spacerowa\acute{c}}')\,(j) \quad = \quad \mathsf{pr\acute{o}bowa\acute{c}}'_\star\,(j,{}^\frown\mathsf{spacerowa\acute{c}}'\,(j)).$$

Interpretacja formuły $\mathsf{pr\acute{o}bowa\acute{c}}'\,({}^\frown\mathsf{spacerowa\acute{c}}')\,(j)$ w modelu jest identyczna jak w przykładzie 5.9 (ze względu na paralelę pomiędzy powoli a $\mathsf{pr\acute{o}bowa\acute{c}}$):

$$\left[\!\left[\mathsf{pr\acute{o}bowa\acute{c}}'\,({}^\frown\mathsf{spacerowa\acute{c}}')\,(j)\right]\!\right]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} \quad = \quad f_p^{\mathtt{w},\mathtt{t}}\,(h_1)\,(\mathrm{j}), \quad \text{gdzie}$$
$$h_1\colon\ W\times T \;\longmapsto\; 2^A \text{ jest taką funkcją, że} \qquad h_1(\langle w',t'\rangle) = f_s^{\mathtt{w}',\mathtt{t}'}.$$

[17] oraz złożonych fraz kategorii IV/IV, takich jak *nakazywać Janowi przysięgać Bogdanowi kochać Marię (po wsze czasy)*; por. [Hajnicz, 2006a: przykł. 6.11. s. 40]

Z kolei formuła $\mathsf{próbować}'_\star\,(j, {}^\frown\mathsf{spacerować}'\,(j))$ uzyska następującą interpretację:

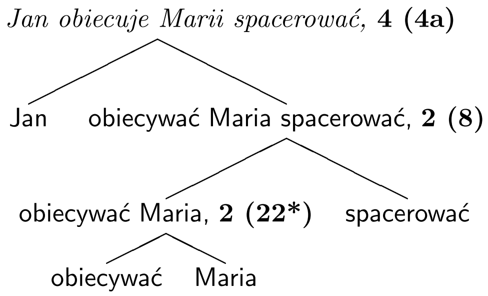
$$
\begin{array}{lcl}
\mathsf{próbować}'_\star : & = & f_{\star p}\colon W \times T \longmapsto D_{\langle e,t\rangle}^{D_{\langle s,t\rangle}}, \\
[\![\mathsf{próbować}'_\star]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} & = & f_{\star p}(\langle \mathtt{w},\mathtt{t}\rangle) \;=\\
 & = & f_{\star p}^{\mathtt{w},\mathtt{t}}\colon 2^{W \times T} \longmapsto 2^{A} \\
[\![{}^\frown\mathsf{spacerować}'\,(j)]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} & = & h_2\colon W \times T \longmapsto \{0,1\} \text{ taka,} \\
 & & \text{że } h_2(\langle w',t'\rangle) = f_s^{\mathtt{w}',\mathtt{t}'}\,(\mathrm{j}),
\end{array}
$$

$$
\begin{array}{lcl}
[\![\mathsf{próbować}'_\star({}^\frown\mathsf{spacerować}'\,(j))]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} & = & f_{\star p}^{\mathtt{w},\mathtt{t}}\,(h_2)\colon A \longmapsto \{0,1\}, \\
[\![\mathsf{próbować}'_\star({}^\frown\mathsf{spacerować}'\,(j))\,(j)]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} & = & f_{\star p}^{\mathtt{w},\mathtt{t}}\,(h_2)\,(\mathrm{j}).
\end{array}
$$

Różnica w stosunku do przysłówka powoli jest ewidentna. Tym razem modele, w których można zdefiniować stałą $\mathsf{próbować}'_\star$, wyznaczane są przez słabszy warunek, że $f_p^{\mathtt{w},\mathtt{t}}\,(h_1)\,(\mathfrak{o}) = f_p^{\mathtt{w},\mathtt{t}}\,(h'_1)\,(\mathfrak{o})$ wtw, gdy $h_1(\langle \mathtt{w}',\mathtt{t}'\rangle)(\mathfrak{o}) = \mathtt{h}'_1(\langle \mathtt{w}',\mathtt{t}'\rangle)(\mathfrak{o})$ dla dowolnych $\mathtt{w}' \in W,\ \mathtt{t}' \in T,\ \mathfrak{o} \in A$ oraz $h_1, h'_1\colon W \times T \longmapsto 2^{A}$. Tak więc interpretacja w modelu nie zależy od tego, czy i w jakich świątch inni spacerują, ale zależy od tego, kto tego próbuje.

Można by się jeszcze zastanawiać, czy definicja 5.6, jako mniej restrykcyjna, nie mogłaby zastąpić definicji 5.3 i być formułowana dla wszystkich wyrażeń typu $\langle\langle s,\langle e,t\rangle\rangle,\langle e,t\rangle\rangle$. Jednak naszym zdaniem pomysł, by przysłówki posiadały agenta, byłby wyjątkowo niefortunny, a idea odmiennego traktowania wyrażeń tych dwóch klas wydaje się słuszna.

<u>Przykład</u> *5.17.* Weźmy teraz zdanie zawierające czasownik z dopełnieniem dalszym bezokolicznikowym *Jan obiecuje Marii spacerować.* wraz z analizą:



Uzyskujemy w trywialny sposób translację:

$$
\begin{array}{lc}
\mathfrak{g}\,(\mathfrak{m}(\textit{Jan obiecuje Marii spacerować})) & = \\
\mathsf{obiecywać}'(\lambda Q\,[{}^\frown Q\{m\}])\,({}^\frown\mathsf{spacerować}')\,(j). &
\end{array}
$$

Jednak w tym miejscu pojawia się pewien konflikt. Mianowicie chcielibyśmy zastosować podobne przekształcenie uzyskanego wyrażenia jak dla innych czasowników przechodnich w definicjach 5.1 i 5.2 Nie stanowiłoby to problemu, gdyby nie jednoczesna możliwość zastosowania definicji 5.6 dla wyrażenia $\delta = \mathsf{obiecywać}'(\hat{}\lambda Q\, [Q\{m\}])$, które jest właśnie wymaganej kategorii IV/IV, co dałoby nam w rezultacie formułę:

$$(\mathsf{obiecywać}'(\lambda Q\, [\hat{}Q\{m\}]))_\star\, (\hat{}\mathsf{spacerować}'(j))\, (j).$$

I nie byłoby w tym nic zdrożnego (w końcu odpowiednią definicję można sformułować dla frazy już raz zmodyfikowanej). Jednak, jak pisaliśmy w sekcji 4.1, choć podmiotem $\mathsf{spacerować}$ w analizowanym zdaniu jest Jan, to w podobnym zdaniu (*Jan nakazuje Marii spacerować*) — Maria. A wówczas interpretacja analogiczna do powyższej byłaby błędna!

Dlatego zdecydowaliśmy się na pierwotną koncepcję wzbogaconą o ustanowienie podmiotu (agenta) predykatu powstałego z frazy bezokolicznikowej.

Definicja 5.7. Dla dowolnego wyrażenia $\delta \in \mathcal{E}_{f(IV/IV/T)}$ (odpowiadającego przechodnim czasownikom kontroli; typu $\langle\langle s, \langle\langle s, \langle e, t\rangle\rangle, t\rangle\rangle, \langle\langle s, \langle e, t\rangle\rangle, \langle e, t\rangle\rangle\rangle$) definiujemy wyrażenie $\delta_\star$ (typu $\langle e, \langle\langle s, \langle e, t\rangle\rangle, \langle e, t\rangle\rangle\rangle$) w następujący sposób:

$$\delta_\star \quad =_{def} \quad \lambda y\, \lambda P\, \lambda x \left[\delta \left(\hat{}\lambda Q\, [Q\{y\}]\right) (P)\, (x)\right].$$

Na tej podstawie definiujemy wyrażenie $\delta_\odot$ (typu $\langle e, \langle\langle s, t\rangle, \langle e, t\rangle\rangle\rangle$) takie, że spełniony jest jeden z poniższych postulatów znaczeniowych:

MP16* $\lambda x\, \lambda P\, \lambda y\, [\delta_\odot(x)\, (P(y))\, (y)] \;=\; \lambda x\, \lambda P\, \lambda y\, [\delta_\star(x)\, (P)\, (y)]$, gdzie $\delta \in B_{SCV}$;

MP17* $\lambda x\, \lambda P\, \lambda y\, [\delta_\odot(x)\, (P(x))\, (y)] \;=\; \lambda x\, \lambda P\, \lambda y\, [\delta_\star(x)\, (P)\, (y)]$, gdzie $\delta \in B_{OCV}$.

W ten sposób uzyskujemy pożądaną postać translacji:

$$\begin{array}{ll}
\mathfrak{g}\,(\mathfrak{m}(\textit{Jan obiecuje Marii spacerować})) & = \\
\mathsf{obiecywać}'_\star(m)\, (\hat{}\mathsf{spacerować}')\, (j) & = \\
\mathsf{obiecywać}'_\odot(m)\, (\hat{}\mathsf{spacerować}'(j))\, (j) & = \\
\mathsf{obiecywać}'_\odot\left(j, \hat{}\mathsf{spacerować}'(j), m\right), & \\
& \\
\mathfrak{g}\,(\mathfrak{m}(\textit{Jan nakazuje Marii spacerować})) & = \\
\mathsf{nakazywać}'_\star(m)\, (\hat{}\mathsf{spacerować}')\, (j) & = \\
\mathsf{nakazywać}'_\odot(m)\, (\hat{}\mathsf{spacerować}'(m))\, (j) & = \\
\mathsf{nakazywać}'_\odot\left(j, \hat{}\mathsf{spacerować}'(m), m\right). &
\end{array}$$

Przykład *5.18.* Przyjrzyjmy się teraz z kolei zdaniu zawierającemu czasownik kontroli kategorii $IV/IV/T$ zastosowanemu do czasownika kategorii TTV *Mężczyzna obiecuje kobiecie kochać jednorożca.*. Jako pierwszą rozważymy następującą analizą tego zdania:

mężczyzna obiecuje kobiecie kochać jednorożca, **10,** 40 **(14)**

‘__’ kobieta   ‘__’ mężczyzna obiecywać on_{40} kochać jednorożec, **10,** 41 **(14)**

‘__’ jednorożec   ‘__’ mężczyzna obiecywać on_{40} kochać on_{41}, **4 (4a)**

‘__’ mężczyzna   obiecywać on_{40} kochać on_{41}

wraz z oczywistą translacją:

$$\begin{aligned}
&\mathfrak{g}\,(\text{‘__’ mężczyzna obiecywać on}_{40}\ \text{kochać on}_{41}) &=\\
&\exists x \Big[\text{mężczyzna}'(x)\ \&\\
&\quad \text{obiecywać}' \Big({}^\frown\lambda Q\,[Q\{x_{40}\}]\Big) \Big({}^\frown\text{kochać}'({}^\frown\lambda R[R\{x_{41}\}])\Big)\,(x)\Big] &=\\
&\exists x \Big[\text{mężczyzna}'(x)\ \&\ \text{obiecywać}'_{\odot} \Big(x, {}^\frown\text{kochać}'_{\star}(x, x_{41}), x_{40}\Big)\Big],\\
&\mathfrak{g}\,(\mathfrak{m}(\textit{mężczyzna obiecuje kobiecie kochać jednorożca})) &=\\
&\exists x, y, z \Big[\text{mężczyzna}'(x)\ \&\ \text{kobieta}'(y)\ \&\ \text{jednorożec}'(z)\ \&\\
&\quad\quad \text{obiecywać}'_{\odot} \Big(x, {}^\frown\text{kochać}'_{\star}(x, z), y\Big)\Big].
\end{aligned}$$

Druga omawiana analiza to:

mężczyzna obiecuje kobiecie kochać jednorożca, **4 (4a)**

‘__’ mężczyzna   obiecywać ‘__’ kobieta kochać ‘__’ jednorożec, **10,** 41 **(16)**

‘__’ jednorożec   obiecywać kobieta kochać on_{41}

a jej interpretacja w IL jest następująca:

$$\mathfrak{g}\,(\textsf{obiecywać '\_\_' kobieta kochać '\_\_' jednorożec}) =$$

$$\lambda u\, \exists z \Big[\textsf{jednorożec}'(z)\ \&\ {}^\frown\lambda x_{41} \Big[\textsf{obiecywać}' \Big({}^\frown\lambda Q\, \exists y\, [\textsf{kobieta}'(y)\ \&\ Q\{y\}]\Big) \Big({}^\frown\lambda R\, [R\{z\}]\Big)(u)\Big]\Big] =$$

$$\lambda u\, \exists z \Big[\textsf{jednorożec}'(z)\ \&\ \exists y \Big[\textsf{kobieta}'(y)\ \&\ \mathit{obiecywać}'_{\odot} \Big(u, {}^\frown\textsf{kochać}'_{\star}(u,z), y\Big)\Big]\Big],$$

$$\mathfrak{g}\,(\mathfrak{m}(\textit{mężczyzna obiecuje kobiecie kochać jednorożca})) =$$

$$\exists x\, \big[\textsf{mężczyzna}'(x)\ \&\ \lambda u\, \exists z\, [\textsf{jednorożec}'(z)\ \&\ \exists y \Big[\textsf{kobieta}'(y)\ \&\ \mathit{obiecywać}'_{\odot} \Big(u, {}^\frown\textsf{kochać}'_{\star}(u,z), y\Big)\Big]\Big](x)\big] =$$

$$\exists x, y, z \Big[\textsf{mężczyzna}'(x)\ \&\ \textsf{kobieta}'(y)\ \&\ \textsf{jednorożec}'(z)\ \&\ \textsf{obiecywać}'_{\odot} \Big(x, {}^\frown\textsf{kochać}'_{\star}(x,z), y\Big)\Big].$$

Znów, jak poprzednio, nie da się użyć definicji 5.7 ze względu na złożoną postać argumentu, i trzeba ją zastąpić właściwym postulatem **MP19***, będącego odpowiednikiem postulatów **MP1, MP18*** (dla $\mathcal{Q} = {}^\frown\lambda Q\, \exists y\, [\textsf{kobieta}'(y)\ \&\ Q\{y\}]$), co umożliwiło z kolei zastosowanie postulatu **MP16*** oraz **MP1** (dla czasownika kochać).

Trzecia analiza jest poniekąd symetryczna do drugiej:

mężczyzna obiecuje kobiecie kochać jednorożca, **4 (4a)**

'__' mężczyzna   obiecywać '__' kobieta kochać '__' jednorożec, **10,** 40 **(16)**

'__' kobieta   obiecywać $\texttt{on}_{40}$ kochać '__' jednorożec

lecz jej translacja na IL przebiega nieco odmiennie:

$$\mathfrak{g}\,(\textsf{obiecywać '\_\_' kobieta kochać '\_\_' jednorożec}) =$$

$$\lambda u\, \exists y \Big[\textsf{kobieta}'(y)\ \&\ \lambda x_{40} \Big[\textsf{obiecywać}' \Big({}^\frown\lambda Q\, [Q\{x_{40}\}]\Big) \Big({}^\frown\textsf{kochać}'({}^\frown\lambda R\, \exists z\, [\textsf{jednorożec}'(z)\ \&\ R\{z\}])\Big)(u)\Big](y)\Big] =$$

$$\lambda u\, \exists y \Big[\textsf{kobieta}'(y)\ \&\ \textsf{obiecywać}'_{\odot} \Big(u, {}^\frown\exists z\, [\textsf{jednorożec}'(z)\ \&\ \textsf{kochać}'_{\star}(u,z)], y\Big)\Big],$$

$$\mathfrak{g}\,(\mathfrak{m}(\textit{mężczyzna obiecuje kobiecie kochać jednorożca})) \quad =$$
$$\exists x\,\Big[\mathsf{mężczyzna}'(x)\ \&\ \lambda u\,\exists y\,\Big[\mathsf{kobieta}'(y)\ \&$$
$$\mathsf{obiecywać}'_{\odot}\,\Big(u, {}^\frown\exists z\,[\mathsf{jednorożec}'(z)\ \&\ \mathsf{kochać}'_{\star}(u,z)], y\Big)\Big]\,(y)\Big] \quad =$$
$$\exists x,y\,\Big[\mathsf{mężczyzna}'(x)\ \&\ \mathsf{kobieta}'(y)\ \&$$
$$\mathsf{obiecywać}'_{\odot}\,\Big(u, {}^\frown\exists z\,[\mathsf{jednorożec}'(z)\ \&\ \mathsf{kochać}'_{\star}(u,z)], y\Big)\Big].$$

Jest rzeczą oczywistą, że jeżeli ktoś *obiecuje, nakazuje, pozwala* komuś wykonać jakąś inną czynność, to nie mamy żadnych podstaw aby uznać, że czynność ta zostanie wykonana. Nie oznacza to jednak automatycznie, że pozostałe obiekty uwikłane w tę czynność są równie hipotetyczne. Problem wydaje się dość złożony, gdyż nie możemy się tu ograniczyć do samego czasownika kontroli (kategorii IV/IV lub $IV/IV/T$) tak jak to ma miejsce w wypadku czasowników przechodnich kategrii TV (i prawdopodobnie TTV): gdybyśmy rozważali tutaj zdanie *Mężczyzna obiecuje kobiecie szukać jednorożca.*, to zablokowany zostałby już postulat **MP1** i uzyskalibyśmy translację:

$$\exists x,y\,\Big[\mathsf{mężczyzna}'(x)\ \&\ \mathsf{kobieta}'(y)\ \&$$
$$\mathsf{obiecywać}'_{\odot}\,\Big(x, {}^\frown\mathsf{szukać}'(x, {}^\frown\lambda R\,\exists z\,[\mathsf{jednorożec}'(z)\ \&\ R\{z\}]), y\Big)\Big]$$

i nasz problem zostałby niejako samoistnie rozwiązany. Mimo to kluczowy wydaje się „zwykły” czasownik znajdujący się na końcu szeregu czasowników (za czasownikami kontroli), ale taki, który sam nie wiąże swych dopełnień, jak to czynią czasowniki typu szukać czy wierzyć. W obu poniższych zdaniach:

(a) *Mężczyzna pokazuje kobiecie* [*swoje*] *pióro.*

(b) *Mężczyzna kupuje kobiecie pióro.*

wszystkie występujące w nich obiekty są realne. Jednak po odpowiedniej ich modyfikacji:

(a′) *Mężczyzna obiecuje Janowi pokazywać* [*swoje*] *kobiecie pióro.*

(b′) *Mężczyzna obiecuje Janowi kupować kobiecie pióro.*

ma się wrażenie, że *mężczyzna* jest posiadaczem *pióra*, które *obiecuje pokazywać*, więc jest ono bytem realnym (co celowo zostało podkreślone przez zaimek *swój*). Jednak w wypadku obietnicy kupna *pióra* nie chodzi zazwyczaj o konkretny istniejący obiekt, i dopóki obietnica nie zostanie zrealizowana nie możemy zakładać, że obiekt ten istnieje *de re*. Ostatecznie ze względu na niejasności semantyczne nie będziemy tej kwestii tu rozstrzygać, zwłaszcza że znów zbyt głęboko zahacza to o tematykę semantyki leksykalnej.

Ostatnią analizą, jaką zamierzamy zaprezentować, jest:

mężczyzna obiecuje kobiecie kochać jednorożca, **4 (4a)**

'__' mężczyzna   obiecywać '__' kobieta kochać '__' jednorożec, **2 (8)**

obiecywać '__' kobieta   kochać '__' jednorożec

wraz z translacją:

$$\begin{aligned}
&\mathfrak{g}\,(\mathfrak{m}(\textit{mężczyzna obiecuje kobiecie kochać jednorożca})) &=\\
&\exists x \Big[\mathsf{mężczyzna}'(x)\ \&\ \mathsf{obiecywać}'\Big({}^\frown\lambda Q\,\exists y\,[\mathsf{kobieta}'(y)\ \&\ Q\{y\}]\Big)\\
&\qquad\qquad \Big({}^\frown\mathsf{kochać}'({}^\frown\lambda R\,\exists z\,[\mathsf{jednorożec}'(z)\ \&\ R\{z\}])\Big)(x)\Big] &=\\
&\exists x, y\,\Big[\mathsf{mężczyzna}'(x)\ \&\ \mathsf{kobieta}'(y)\ \&\\
&\quad \mathsf{obiecywać}'_{\odot}\Big(u, {}^\frown\exists z\,[\mathsf{jednorożec}'(z)\ \&\ \mathsf{kochać}'_{\star}(u,z)], y\Big)\Big].
\end{aligned}$$

Podczas translacji tej analizy pojawiły się oba problemy obecne w dwóch poprzednich: postulat **MP19*** umożliwia nam rozwiązanie kwestii dopełnienia rzeczownikowego, natomiast kwestia dopełnienia bezokolicznikowego pozostaje otwarta.

Jak widać, omawiane zdanie posiada dwie odrębne interpretacje (dla wszystkich pozostałych analiz uzyskamy pierwszą z nich).

Postulat znaczeniowy właściwy dla czasowników kontroli kategorii $IV/IV/T$ formułujemy jak następuje:

MP19* $\forall u\, \forall \mathcal{P}, \mathcal{Q}\, \Box \Big[\delta(u, \mathcal{P}, \mathcal{Q}) \;\leftrightarrow\; \mathcal{Q}\Big\{{}^\frown\lambda v\,[\delta_\star(u, \mathcal{P}, v)]\Big\}\Big]$,
gdzie $\delta \in \mathcal{E}_{f(IV/IV/T)}$.

6 Byty hipotetyczne

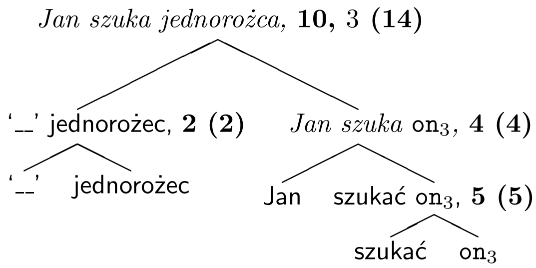
Logika IL została sformułowana w sposób nastawiony na możliwość opisu bytów hipotetycznych, nie występujących w świecie bieżącym. Problem, od dawna znany w lingwistyce, stanowią czasowniki przechodnie typu *szukać* czy *marzyć*, które mogą tworzyć prawdziwe frazy nawet w przypadkach, w których obiekt poszukiwań bądź marzeń w ogóle nie istnieje! Na przykład w zdaniu *Jan szuka pięknej kobiety.* żadna z istniejących *pięknych kobiet* nie musi być obiektem poszukiwań Jana. Ponadto niezbędne jest rozróżnienie pwyższego wypowiedzenia od *Jan szuka każdej pięknej kobiety.* czy *Jan szuka dwóch pięknych kobiet.*, nie mówiąc już o *Mężczyzna szuka kobiety swojego życia.*. Dlatego zgodnie z poglądami Montague (a także prezentujących je Dowty'ego, Walla i Petersa) konieczność stosowania postualtów takich jak **MP1** oraz wykluczenie z nich powyższych czasowników nie jest zabiegiem czysto technicznym. Daje to w szczególności możliwość odróżnienia odmiennych rzeczowników pospolitych (kategorii *CN* typu $\langle e, t\rangle$), którym w modelu odpowiadają zbiory obiektów (poprzez ich funkcję charakterystyczną), nie istniejących w świecie bieżącym (a więc reprezentowanym przez zbiór pusty), a nawet innych światach realnych (na bieżącej osi czasu), takich jak istoty legendarne, np. jednorożce i centaury.

Co oczywiste, zwykła relacja pomiędzy obiektami nie stanowi w tym wyypadku rozwiązania, gdyż wymaga istnienia obiektów w świecie bieżącym. Także idea odrębego predykatu szukać jednorożca reprezentującego *stan poszukiwania jednorożca* prowadzi do nikąd ze względu na nieskończoną proliferację takich predykatów w zależności od złożoności frazy rzeczownikowej na stałe w nim „zaszytej". Z kolei jeśli potraktowalibyśmy szukać′ jako zależność między obiektem (agentem) a własnością predykatu jednorożec′ to kwestia prawdziwości w światach, gdzie brak jednorożców zostanie co prawda rozwiązana, lecz pozostaje otwarty problem kwantyfikatorów: nie bylibyśmy w stanie odróżnić poszukiwań pewnego jednorożca od poszukiwania wszystkich.
Problem kwantyfikatorów rozwiązuje wstawienie do relacji zbiorów własności, tyle tylko, że zbiór własności wspólnych dla pewnych jednorożców może być pusty. A operowanie na zbiorach pustych jest niebezpieczne: tracimy zdolność odróżniania jednych niereprezentowanych obiektów od innych.

Tak więc okazuje się, że w celu uwzględnienia wszystkich tych wymagań niezbędne są pojęcia o złożoności nie mniejszej niż własności własności obiektów, a dopełnienia czasowników przechodnich są właśnie tego typu, co wynika z (jednolitego) sposobu interpretacji fraz rzeczownikowych. Jest to zdumiewającym potwierdzeniem spójności teorii Montague.

Spójrzmy teraz, jak to wygląda w praktyce.

Przykład *6.1.* Weźmy zdanie *Jan szuka jednorożca.*. Zdanie to, podobnie jak zdanie *Każdy mężczyzna kocha kobietę.* z przykładu 5.4, posiada trzy podstawowe drzewa analizy. Zaczniemy od:



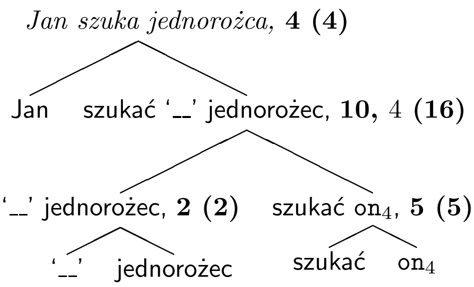
Ponieważ translacja frazy $\mathfrak{g}(\textsf{szuka on}_3) = \textsf{szukać}'({}^\frown\lambda R\,[R\{x_3\}])$, skąd translacja zdania:

$$\begin{aligned} &\mathfrak{g}(\textsf{Jan szuka on}_3) = \lambda P\,[P\{j\}]\left({}^\frown\textsf{szukać}'({}^\frown\lambda R\,[R\{x_3\}])\right) = \\ &\textsf{szukać}'({}^\frown\lambda R\,[R\{x_3\}])(j), \end{aligned}$$

translacja całego zdania wyjściowego jest następująca:

$$\begin{aligned} &\mathfrak{g}\;(\mathfrak{m}(\textit{Jan szuka jednorożca})) = \\ &\mathfrak{g}\;(\text{'\_\_' }\textsf{jednorożec})\,({}^\frown\lambda x_3\,\mathfrak{g}(\mathfrak{m}(\textit{Jan szuka }\textsf{on}_3))) = \\ &\lambda Q\,\exists x\,[\textsf{jednorożec}'(x)\ \&\ Q\{x\}]\left({}^\frown\lambda x_3\,[\textsf{szukać}'({}^\frown\lambda R\,[R\{x_3\}])(j)]\right) = \\ &\exists x\left[\textsf{jednorożec}'(x)\ \&\ {}^\frown\lambda x_3\,[\textsf{szukać}'({}^\frown\lambda R\,[R\{x_3\}])(j)]\,\{x\}\right] = \\ &\exists x\left[\textsf{jednorożec}'(x)\ \&\ {}^\frown\textsf{szukać}'(\lambda R\,[R\{x_3\}])(j)\right] = \\ &\exists x\,[\textsf{jednorożec}'(x)\ \&\ \textsf{szukać}'_\star(j,x)]\,. \end{aligned}$$

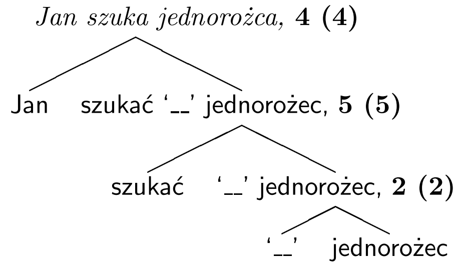
Tak jak w przypadku „zwykłych" czasowników przechodnich, ostatnie przekształcenie wykorzystuje definicję 5.1. Interpretacja ta (*de re*) oznacza istnienie konkretnego jednorożca, którego Jan szuka, i nie jest spełniona w światach, w których jednorożce nie istnieją.



Z kolei w przypadku drugiej analizy translację frazy szukać '__' jednorożca będącej analogiem frazy $\mathsf{kocha\acute{c}}$ '__' $\mathsf{kobiet\k{e}}$ z przykładu 5.4 stanowi wyrażenie $\lambda z\,\exists x\,[\mathsf{jednoro\dot{z}ec}'(x)\ \&\ \mathsf{szuka\acute{c}}'_\star(z,x)]$[18]

$$\begin{aligned}
&\mathfrak{g}\ (\mathfrak{m}(\mathit{Jan\ szuka\ jednoro\dot{z}ca})) && =\\
&\mathfrak{g}\,(\mathsf{Jan})\left({}^\frown\mathfrak{g}(\mathsf{szuka\acute{c}}\ \text{'__'}\ \mathsf{jednoro\dot{z}ec})\right) && =\\
&\lambda P\,[P\{j\}]\left({}^\frown\lambda z\,\exists x\,[\mathsf{jednoro\dot{z}ec}'(x)\ \&\ \mathsf{szuka\acute{c}}'_\star(z,x)]\right) && =\\
&\lambda z\,\exists x\,[\mathsf{jednoro\dot{z}ec}'(x)\ \&\ \mathsf{szuka\acute{c}}'_\star(z,x)]\,(j) && =\\
&\exists x\,[\mathsf{jednoro\dot{z}ec}'(x)\ \&\ \mathsf{szuka\acute{c}}'_\star(j,x)]\,,
\end{aligned}$$

czyli uzyskujemy dokładnie ten sam wynik co poprzednio. Na koniec rozważmy najtrudniejszy przypadek.



Ponieważ i tym razem translację frazy $\mathsf{szuka\acute{c}}$ '__' $\mathsf{jednoro\dot{z}ca}$ jako analogu (innego przypadku) frazy $\mathsf{kocha\acute{c}\ kobiet\k{e}}$ z przykładu 5.4 stanowi wyrażenie $\mathsf{szuka\acute{c}}'\left({}^\frown\lambda Q\,\exists x\,[\mathsf{jednoro\dot{z}ec}'(x)\ \&\ Q\{x\}]\right)$, translacją całego zdania jest formuła:

$$\begin{aligned}
&\mathfrak{g}\ (\mathfrak{m}(\mathit{Jan\ szuka\ jednoro\dot{z}ca})) && =\\
&\mathfrak{g}\,(\mathsf{Jan})\left({}^\frown\mathfrak{g}(\mathsf{szuka\acute{c}}\ \text{'__'}\ \mathsf{jednoro\dot{z}ec})\right) && =\\
&\lambda P\,[P\{j\}]\left({}^\frown\mathsf{szuka\acute{c}}'\left({}^\frown\lambda Q\,\exists x\,[\mathsf{jednoro\dot{z}ec}'(x)\ \&\ Q\{x\}]\right)\right) && =\\
&\mathsf{szuka\acute{c}}'\left({}^\frown\lambda Q\,\exists x\,[\mathsf{jednoro\dot{z}ec}'(x)\ \&\ Q\{x\}]\right)(j) && =\\
&\mathsf{szuka\acute{c}}'\left(j,{}^\frown\lambda Q\,\exists x\,[\mathsf{jednoro\dot{z}ec}'(x)\ \&\ Q\{x\}]\right).
\end{aligned}$$

Tym razem nie możemy stosować postulatu **MP1**. Ponieważ powyższa interpretacja nie jest bynajmniej jasna, przeanalizujemy jeszcze jej wartość semantyczną w pewnym modelu $\mathcal{M}$. Jako że dysponujemy następującą translacją

[18] W przeciwieństwie do postulatu **MP1**, definicja 5.1 może być stosowana do dowolnych wyrażeń typu $\mathcal{E}_{f(IV)}$.

wyrażeń podstawowych:

$$
\begin{array}{lcl}
F(\mathsf{szukać}') & = & f_s\colon W \times T \longmapsto D_{\langle e,t\rangle}^{D_{\langle\langle s,\langle s,\langle e,t\rangle\rangle,t\rangle\rangle}},\\
F(\mathsf{jednorożec}') & = & f_u\colon W \times T \longmapsto 2^{A},\\
F(j) & = & f_j\colon W \times T \longmapsto A,\\
[\![j]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} & = & f_j(\langle \mathtt{w},\mathtt{t}\rangle) \quad = \quad \mathsf{j},\\
[\![\mathsf{szukać}']\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} & = & f_s(\langle \mathtt{w},\mathtt{t}\rangle) \quad = \\
 & & f_s^{\mathtt{w},\mathtt{t}}\colon D_{\langle\langle s,\langle s,\langle e,t\rangle\rangle,t\rangle\rangle} \longmapsto D_{\langle e,t\rangle}\\
[\![\mathsf{jednorożec}']\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} & = & f_u(\langle \mathtt{w},\mathtt{t}\rangle) \quad = \quad f_u^{\mathtt{w},\mathtt{t}}\colon A \longmapsto \{0,1\},\\
[\![Q]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} & = & g(Q) \quad = \quad \mathfrak{Q}^g\colon W \times T \longmapsto 2^{A},
\end{array}
$$

uzyskujemy:

$[\![\exists x\,(\mathsf{jednorożec}'(x)\ \&\ Q\{x\})]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} = 1$ wtw, gdy
istnieje $g' \in G_x^g$ takie, że $f_u^{\mathtt{w},\mathtt{t}}(g'(x)) = 1$ oraz $\mathfrak{Q}^{g'}(\langle \mathtt{w},\mathtt{t}\rangle)(g'(x)) = 1$,

$[\![\lambda Q\,\exists x\,(\mathsf{jednorożec}'(x)\ \&\ Q\{x\})]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} = h_1^{\mathtt{w},\mathtt{t}}\colon D_{\langle s,\langle e,t\rangle\rangle} \longmapsto \{0,1\}$
jest taką funkcją, że $h_1^{\mathtt{w},\mathtt{t}}(\mathcal{Q}) = 1$ wtw, gdy
$f_u^{\mathtt{w},\mathtt{t}}(g'(x)) = 1$ oraz $\mathcal{Q}(\langle \mathtt{w},\mathtt{t}\rangle)(g'(x)) = 1$ dla $\mathcal{Q} \in D_{\langle s,\langle e,t\rangle\rangle}$,

$[\![{}^\frown\lambda Q\,\exists x\,(\mathsf{jednorożec}'(x)\ \&\ Q\{x\})]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} =$
$h_2\colon W \times T \longmapsto 2^{D_{\langle s,\langle e,t\rangle\rangle}}$, jest taką funkcją, że $h_2(\langle \mathtt{w}',\mathtt{t}'\rangle) = h_1^{\mathtt{w}',\mathtt{t}'}$,

$\Big[\!\!\Big[\mathsf{szukać}'\left({}^\frown\lambda Q\,\exists x\,[\mathsf{jednor.}'(x)\ \&\ Q\{x\}]\right)(j)\Big]\!\!\Big]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} = 1$ wtw, gdy
$[\![\mathsf{szukać}]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g}\left(\Big[\!\!\Big[({}^\frown\lambda Q\,\exists x\,[\mathsf{jednorożec}'(x)\ \&\ Q\{x\}])\Big]\!\!\Big]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g}\right)[\![j]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} = 1$ wtw, gdy
$f_s^{\mathtt{w},\mathtt{t}}(h_2)(\mathsf{j}) = 1$ wtw, gdy $f_s^{\mathtt{w},\mathtt{t}}(\mathsf{j},h_2) = 1$

Cóż to jednak oznacza? Po pierwsze, funkcja („tabelka") h_1 przyporządkowuje każdemu „obiektowi funkcyjnemu" (czyli znów pewnej „tabelce") $\mathcal{Q} \in D_{\langle s,\langle e,t\rangle\rangle}$ wartość 1, gdy w świecie $\langle \mathtt{w},\mathtt{t}\rangle$ istnieje jakiś obiekt $g'(x)$ będący jednorożcem, spełniający także warunek $\mathcal{Q}(\langle \mathtt{w},\mathtt{t}\rangle)$. Tak więc h_1 jest funkcją charakterystyczną dla takich $\mathcal{Q}$, które (w danym świecie) są spełnione przez $g'(x)$. Z kolei h_2 (będąca drugim argumentem (dopełnieniem) „tabelki" reprezentującej stałą szukać$'$) jest intensją h_1 (czyli ma tą samą wartość we wszystkich światach), tzn. $h_2(\langle \mathtt{w}',\mathtt{t}'\rangle) = \mathtt{h}_1^{\mathtt{w}',\mathtt{t}'}$ (gdyż rzecz jasna $h_1^{\mathtt{w}',\mathtt{t}'}$ definiowana jest dla każdego świata z osobna).

Ostatecznie możemy stwierdzić, że jednorożca (czy inny obiekt poszukiwań, marzeń itp.) identyfikuje (w sposób dość złożony) funkcja h_2, zależna od tego, w których światach istnieją jednorożce. Ponadto jeśli nawet jednorożce i centaury istnieją dokładnie w tych samych światach, to zbiory relacji $\mathcal{Q}^j$ i $\mathcal{Q}^c$ „wybierające" obiekty będące jednorżcami bądź centaurami będą różne (ich przecięcie stanowić będą relacje zachodzące przynajmniej dla jednego jednorożca i jednego centaura), a stąd funkcje h_1, h_2 będą także odmienne, co umożliwi odróżnienie poszukiwania jednorożca od poszukiwania centaura. Rzecz jasna w sytuacji, w której obiekt będący jednorożcem w pewnym świecie jest <u>jednocześnie</u> i centaurem w tymże świecie (np. w żadnym świecie nie istnieją ani jedne, ani drugie), to poszukiwanie jednego z nich jest równoznaczne z poszukiwaniem drugiego. Sprowadza się to do dość banalnego stwierdzenia, że żadna technika nie wykaże różnicy między stałymi czy też innymi wyrażeniami, jeśli brak takich różnic w modelu jako takim.
Oczywiście interpretacja predykatu szukać′ zależy także od pierwszego argumentu, czyli agenta (tak więc Jan może w danym świecie szukać jednorożców, a Bogdan nie). Z kolei to, że zdanie *Jan szuka every jednorożca.* interpretowane jest w odrębny sposób wydaje się teraz ewidentne i wynika z faktu, że odpowiednie h_2 jest tutaj funkcją charakterystyczną dla takich $\mathcal{Q}$, które akceptują wszystkie jednorożce naraz.

Niestety, po dokładniejszym przyjrzeniu się różnym konstrukcjom zawierającym czasowniki takie jak szukać okazuje się, że wspomniana powyżej spójność teorii posiada pewne luki.

Zacznijmy od przypomnienia, że reguły **S14, S16** przekształacają wyrażenie (zdanie bądź frazę czasownikową) na wyrażenie tej samej kategorii, kolejność ich aplikowania nie jest zdeterminowana, co umożliwia elastyczną interpretację zakresu kwantyfikatorów. Jednak w wypadku konstrukcji zawierających zaimki któraś z tych reguł musi być zastosowana dla wyrażenia zawierającego zarówno frazę rzeczownikową, jak i wszystkie wiązane przez nią zaimki, co może istotnie ograniczyć liczbę analiz a wraz z nią także zakres kwantyfikatorów. Ograniczenie takie może w szczególności spowodować, że dysponujemy jedynie możliwością interpretowania obiektów poszukiwań *de re*.

<u>Przykład</u> *6.2.* Przyjrzyjmy się zdaniu *Jan szuka jednorożca i chce go szukać.*. Aby analiza mogła rozpatrzyć oba zaimki, odpowiednie zmienne syntaktyczne muszą zostać wprowadzone dla całego zdania nie rozbitego na zdania składowe, a to już oznacza potraktowanie rzeczownika jednorożec *de re*. Dopuszczalne są bowiem dwie analizy, różniące się jedynie kolejnością zastosowania reguły **S14** dla rzeczowników Jan, jednorożec:

Jan szuka jednorożca i chce szukać go **10,** 5 **(14)**

Jan　on$_5$ *szuka jednorożca i* on$_5$ *chce szukać go,* **10,** 4 **(14)**

'␣' jednorożec　on$_5$ *szuka* on$_4$ *i* on$_5$ *chce szukać* on$_4$

i posiadające identyczną translację:

$$\mathfrak{g}\,(\mathfrak{m}(\mathsf{on}_5\ \textit{szuka}\ \mathsf{on}_4\ \textit{i}\ \mathsf{on}_5\ \textit{chce szukać}\ \mathsf{on}_4)) \quad = \quad \mathsf{szukać}'_\star(x_5, x_4)\ \&\ \mathsf{chcieć}({}^\frown\mathsf{szukać}({}^\frown\lambda Q[Q\{x_4\}]))(x_5),$$

$$\mathfrak{g}\,(\mathfrak{m}(\textit{Jan szuka jednorożca i chce szukać go})) \quad = \quad \exists x \Big[\mathsf{jednorożec}'(x)\ \&\ \mathsf{szukać}'_\star(j,x)\ \&\ \mathsf{chcieć}({}^\frown\mathsf{szukać}'({}^\frown\lambda Q[Q\{x\}]))(j)\Big].$$

Postać ostatniego składnika koniunkcji wynika z własności czasownika szukać.

Brak możliwości reprezentowania omawianego zdania *de dicto* wynika wyłącznie z jego budowy syntaktycznej i nie ma żadnego uzasadnienia semantycznego. Fakt, że Jan nie tylko szuka jednorożca, ale chce to robić, nie powinien wszak mieć żadnego wpływu na kwestię jego realności.

W przeciwieństwie do reguł **S14, S16**, trzecia reguła przekształcająca zmienne syntaktyczne, a mianowicie formująca zdania względne **S3** musi być aplikowana w jednoznacznie określonym momencie procesu analizy. Jednak ograniczenie dualizmu *de re/de dicto* interpretacji rzeczowników pospolitych jest wyłącznie konsekwencją położenia zaimków występujących w wypowiedzeniach.

Przykład *6.3.* Rozważmy dwa zdania:

(a) *Jednorożec, którego Jan szuka, spaceruje powoli.*

(b) *Jan szuka jednorożca, który spaceruje powoli.*

Łatwo sprawdzić, że w wypadku pierwszego zdania aplikacja reguły **S14** do frazy rzeczownikowej *jednorożec, którego Jan szuka* ma niewielki wpływ na proces analizy, więc przedstawimy dlań jedną, poniższą interpretację (*de re*):

$$\mathfrak{g}\,(\mathsf{jednorożec\ który\ Jan\ szukać}) \quad = \quad \lambda x_4\,[\mathsf{jednorożec}'(x_4)\ \&\ \mathsf{szukać}'_\star(j, x_4)],$$

$$\mathfrak{g}\,(\text{'␣'}\ \mathsf{jednorożec\ który\ Jan\ szukać}) \quad = \quad \lambda Q\,\exists x\,[\mathsf{jednorożec}'(x)\ \&\ \mathsf{szukać}'_\star(j,x)\ \&\ Q\{x\}],$$

$$\mathfrak{g}\left(\mathfrak{m}(\textit{jednorożec, którego Jan szuka spaceruje powoli})\right) = \exists x \left[\textsf{jednorożec}'(x) \;\&\; \textsf{szukać}'_{\star}(j,x) \;\&\; \textsf{powoli}'({}^{\frown}\textsf{spacerować}')(x)\right].$$

dla drzewa

jednorożec, którego Jan szuka, spaceruje powoli, **4 (4)**

'__' jednorożec, który Jan szukać, **2 (2)**   spacerować powoli

'__'   '__'jednorożec, który Jan szukać, **3,** 4 **(3)**

jednorożec   *Jan szuka* on$_4$

W zdaniu tym konieczność istnienia jednorożca *de re* wynika z faktu, że sam rzeczownik jednorożec znajduje się na zewnątrz akcji jego szukania, zaś jej dopełnieniem jest reprezentujący go zaimek. Tak więc musimy dlań utworzyć zmienną syntaktyczną na zewnątrz czasownika, co determinuje zakres kwantyfikatora względem niego. Ma to pełne uzsadanienie semantyczne: skoro jednorożec wykonuje jakąś akcję w świecie bieżącym (tzn. powoli sobie spaceruje, nieświadom poszukiwań Jana lub kompletnie je lekceważąc), musi w nim istnieć *de re*. Zupełnie inaczej rzecz się ma w przypadku drugiego zdania, w którym dopełnieniem akcji szukać jest bezpośrednio rzeczownik *jednorożec*. Wówczas bez podpierania się regułą **S14, S16** uzyskamy analizę *de dicto*:

Jan szuka jednorożca, który spaceruje powoli, **4 (4)**

Jan szukać '__' jednorożec, który spaceruje powoli, **5 (5)**

szukać   '__' jednorożec, który spaceruje powoli, **2 (2)**

'__'   jednorożec, który spaceruje powoli, **3,** 4 **(3)**

jednorożec   on$_4$ *spaceruje powoli* wraz z translacją:

$$\mathfrak{g}\,(\text{‘\_\_’ jednorożec który spaceruje powoli}) \quad =$$
$$\lambda Q\, \exists x\, [\text{jednorożec}'(x)\ \&\ \text{powoli}'({}^\frown\text{spacerować}')(x)\ \&\ Q\{x\}],$$

$$\mathfrak{g}\,(\mathfrak{m}(\textit{Jan szuka jednorożca, który spaceruje powoli})) \quad =$$
$$\text{szukać}'\Big({}^\frown\lambda Q\, \exists x\, [\text{jednor.}'(x)\ \&\ \text{powoli}'({}^\frown\text{spacerować}')(x)\ \&\ Q\{x\}]\Big)\,(j).$$

Natomiast zastosowanie reguły **S14** (bądź **S16**) da nam analizę *de re*:

Jan szuka jednorożca, który spaceruje powoli, **4 (4)**

‘__’ jednorożec który spaceruje powoli, **2 (2)** *Jan szuka* on$_3$

‘__’ jednorżec który spaceruje powoli, **3,** 4 **(3)**

jednorożec on$_4$ *spaceruje powoli*

wraz z translacją:

$$\mathfrak{g}\,(\mathfrak{m}(\textit{Jan szuka jednorożca, który spaceruje powoli})) \quad =$$
$$\exists x\, \Big[\text{jednorożec}'(x)\ \&\ \text{powoli}'({}^\frown\text{spacerować}')(x) \&\ \text{szukać}'_\star(j, x)\Big].$$

W obu sytuacjach translacja frazy rzeczownikowej ‘__’ jednorożec, którego Jan szuka jest identyczna, istotną różnicę stanowi fakt, że w pierwszej translacji jest ona argumentem dla predykatu szukać, zaś w drugiej jest wręcz przeciwnie.

Zauważmy też, że interpretacje *de re* obu zdań są równoważne.

7 Czasowniki o dopełnieniu zdaniowym

Czasowniki o dopełnieniu zdaniowym tworzą bardzo ważną klasę czasowników, umożliwiających ludziom formułowanie subtelnych wypowiedzeń charakteryzujących czyjś stan mentalny. Wskutek tego czasowniki takie jak *wiedzieć, wierzyć, przypuszczać, myśleć, spodziewać się* posiadają własność zmiany charakterystyki prawdziwościowej zdań będących ich dopełnieniem. Zwłaszcza czasowniki *wiedzieć* oraz *wierzyć* doczekały się wielu opracowań, w szczególności w ramach tzw. *logik wiedzy.* Za [Dowty i in., 1981] skupimy się na przykładzie czasownika *wierzyć.*

Przykład *7.1.* Zdanie *Jan wierzy, że ryba spaceruje.* posiada dwa drzewa analizy. Pierwsze z nich odpowiada odczytaniu tego zdania *de dicto* (tzn. Jan wierzy, że istnieje jakaś nieokreślona, chodząca ryba).

Jan wierzy, że ryba spaceruje, **4 (4)**

Jan   wierzyć że '__' ryba spacerować, **11 (7)**

wierzyć   *ryba spaceruje,* **4 (4)**

'__' ryba, **2 (2)**   spacerować

'__'   ryba

Jako że $\mathfrak{gm}((\textit{ryba spaceruje})) = \exists x\,[\mathsf{ryba}'(x)\ \&\ \mathsf{spacerowa\acute{c}}'(x)]$, zachodzi:

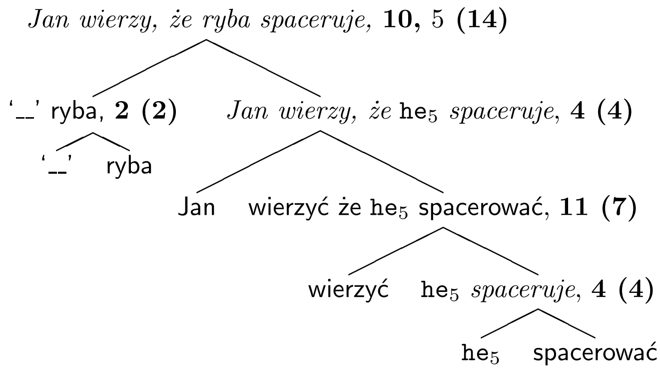
$$\begin{aligned}
&\mathfrak{g}\ (\text{wierzyć że '__'ryba spacerować}) &=\\
&\mathfrak{g}(\text{wierzyć})\left({}^\frown\mathfrak{g}(\textit{ryba spaceruje})\right) &=\\
&\text{wierzyć}'\left({}^\frown\exists x\,[\text{ryba}'(x)\ \&\ \text{spacerować}'(x)]\right),
\end{aligned}$$

skąd:

$$\begin{aligned}
&\mathfrak{g}\ (\mathfrak{m}(\textit{Jan wierzy, że ryba spaceruje})) &=\\
&\mathfrak{g}\ (\text{Jan})\ ({}^\frown\mathfrak{g}(\text{wierzyć że '__' ryba spacerować})) &=\\
&\lambda P\,[P\{j\}]\left({}^\frown\text{wierzyć}'\left({}^\frown\exists x\,[\text{ryba}'(x)\ \&\ \text{spacerować}'(x)]\right)\right) &=\\
&\text{wierzyć}'\left({}^\frown\exists x\,[\text{ryba}'(x)\ \&\ \text{spacerować}'(x)]\right)(j) &=\\
&\text{wierzyć}'\left(j, {}^\frown\exists x\ [\text{ryba}'(x)\ \&\ \text{spacerować}'(x)]\right).
\end{aligned}$$

Druga analiza odpowiada odczytaniu rozważanego zdania *de re* (tzn. istnieje jakaś konkretna ryba, którą Jan uważa za chodzącą). Powstaje ona dzięki zastosowaniu w analizie reguły **S14**. Ponieważ:

$$\begin{aligned}
&\mathfrak{g}(\mathfrak{m}((\texttt{on}_5\ \textit{spaceruje})) &= \quad &\text{spacerować}'(x_5),\\
&\mathfrak{g}(\text{wierzyć że } \texttt{on}_5 \text{ spacerować}) &= \quad &\text{wierzyć}'\ ({}^\frown\text{spacerować}'(x_5)),\\
&\mathfrak{g}(\mathfrak{m}(\textit{Jan wierzy że } \texttt{on}_5\ \textit{spaceruje})) &= &\\
&\text{wierzyć}'\ (j, {}^\frown\text{spacerować}'(x_5)), & &
\end{aligned}$$



powyższemu drzewu odpowiada następująca translacja na język IL:

$$
\begin{array}{ll}
\mathfrak{g}\ (\mathfrak{m}(\textit{Jan wierzy, że ryba spaceruje})) & = \\
\mathfrak{g}\ (\text{`\_\_' ryba})\,({}^\frown\lambda x_5\, \mathfrak{g}\ (\mathfrak{m}(\textit{Jan wierzy że } \texttt{on}_5 \text{ spaceruje}))) & = \\
\lambda Q\, \exists x\, [\mathsf{ryba}'(x)\ \&\ Q\{x\}] \left({}^\frown\lambda x_5 \left[\mathsf{wierzyć}'\,(j, {}^\frown\mathsf{spacerować}'(x_5))\right]\right) & = \\
\exists x \left[\mathsf{ryba}'(x)\ \&\ \lambda x_5\, [\mathsf{wierzyć}'\,(j, {}^\frown\mathsf{spacerować}'(x_5))](x)\right] & = \\
\exists x \left[\mathsf{ryba}'(x)\ \&\ \mathsf{wierzyć}'\,(j, {}^\frown\mathsf{spacerować}'(x))\right] &
\end{array}
$$

Uzyskana formuła jest na tyle złożona, że warto przyjrzeć się jej dokładnej interpretacji semantycznej. Wyrażenia proste posiadają następującą interpretację:

$$
\begin{array}{lll}
F(\mathsf{wierzyć}') & = & \mathfrak{Bel}\colon W \times T \longmapsto D_{\langle e,t\rangle}^{D_{\langle s,t\rangle}}, \\
F(\mathsf{spacerować}') & = & f_w\colon W \times T \longmapsto 2^A, \\
F(\mathsf{ryba}') & = & f_f\colon W \times T \longmapsto 2^A, \\
F(j) & = & f_j\colon W \times T \longmapsto A \quad = \quad \mathfrak{j} \\
[\![\mathsf{ryba}']\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} & = & f_f(\langle \mathtt{w},\mathtt{t}\rangle) \\
 & = & f_f^{\mathtt{w},\mathtt{t}}\colon A \longmapsto \{0,1\}, \\
[\![\mathsf{spacerować}']\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} & = & f_w(\langle \mathtt{w},\mathtt{t}\rangle) \\
 & = & f_w^{\mathtt{w},\mathtt{t}}\colon A \longmapsto \{0,1\}, \\
[\![\mathsf{wierzyć}']\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} & = & \mathfrak{Bel}\,(\langle \mathtt{w},\mathtt{t}\rangle) \\
 & = & \mathfrak{Bel}^{\mathtt{w},\mathtt{t}}\colon 2^{W \times T} \longmapsto 2^A.
\end{array}
$$

Przeto w przypadku pierwszej translacji mamy:

$[\![\exists x\,(\mathsf{ryba}'(x)\ \&\ \mathsf{spacerowa\acute{c}}'(x))]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} = 1$ wtw, gdy
istnieje $g' \in G^g_x$ takie, że $f^{\mathtt{w},\mathtt{t}}_f(g'(x)) = 1$ oraz $f^{\mathtt{w},\mathtt{t}}_w(g'(x)) = 1$,
$[\![{}^\frown\exists x\,(\mathsf{ryba}'(x)\ \&\ \mathsf{spacerowa\acute{c}}'(x))]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} = h_1 \colon W \times T \longmapsto \{0,1\}$
jest taką funkcją, że $h_1(\langle \mathtt{w}', \mathtt{t}'\rangle) = 1$ wtw, gdy
$f^{\mathtt{w}',\mathtt{t}'}_f(g'(x)) = 1$ oraz $f^{\mathtt{w}',\mathtt{t}'}_w(g'(x)) = 1$ dla dowolnego $\mathtt{w}' \in W,\ \mathtt{t}' \in T$,

$$\left[\!\!\left[\mathsf{wierzy\acute{c}}'\left(j, {}^\frown\exists x\,[\mathsf{ryba}'(x)\ \&\ \mathsf{spacerowa\acute{c}}'(x)]\right)\right]\!\!\right]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} = \mathfrak{Bel}^{\mathtt{w},\mathtt{t}}(\mathfrak{j}, h_1).$$

Oznacza to, że fakt, czy Jan wierzy w istnienie *de dicto* ryby umiejącej chodzić określa wartość pewnej zależności $\mathfrak{Bel}$ (o wartościach prawda/ fałsz) zdefiniowanej w bieżącym świecie, której argumentami są obiekt reprezentujący Jana oraz intensja formuły $\exists x\,[\mathsf{ryba}'(x)\ \&\ \mathsf{spacerowa\acute{c}}'(x)]$ (stwierdzająca istnienie (niezależnie w każdym świecie) obiektu będącego rybą, która chodzi). Przeto funkcja $\mathfrak{Bel}$ określa, w jakich światach pewne zależności mają być spełnione, by Jan w nie wierzył.

Natomiast w przypadku drugiej translacji zachodzi:

$[\![{}^\frown\mathsf{spacerowa\acute{c}}'(x)]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g'} = h_2 \colon W \times T \longmapsto \{0,1\}$
jest taką funkcją, że $h_2(\langle \mathtt{w}', \mathtt{t}'\rangle) = 1$ wtw, gdy
$f^{\mathtt{w}',\mathtt{t}'}_w(g'(x)) = 1$ dla dowolnego $\mathtt{w}' \in W,\ \mathtt{t}' \in T$,

$$\left[\!\!\left[\mathsf{wierzy\acute{c}}'\left(j, {}^\frown\mathsf{spacerowa\acute{c}}'(x)\right)\right]\!\!\right]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} = \mathfrak{Bel}^{\mathtt{w},\mathtt{t}}(\mathfrak{j}, h_2),$$

$\left[\!\!\left[\exists x\left[(\mathsf{ryba}'(x)\ \&\ \mathsf{wierzy\acute{c}}'\left(j, {}^\frown\mathsf{spacerowa\acute{c}}'(x)\right)\right]\right]\!\!\right]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} = 1$ wtw, gdy
istnieje $g' \in G^g_x$ takie, że $f^{\mathtt{w},\mathtt{t}}_f(g'(x)) = 1$ oraz $\mathfrak{Bel}^{\mathtt{w},\mathtt{t}}(\mathfrak{j}, h_2) = 1$

Oznacza to istnienie (*de re*) pewnego obiektu będącego rybą w bieżącym świecie. Wiara Jana w fakt spacerowania tego obiektu określana jest przez wartość pewnej funkcji $\mathfrak{Bel}$ zdefiniowanej w bieżącym świecie, której argumentami są obiekt reprezentujący Jana oraz intensja prostszej formuły $\mathsf{spacerowa\acute{c}}'(x)$ (stwierdzająca, czy obiekt będący rybą w bieżącym świecie chodzi (bądź nie) w dowolnym świecie). Zauważmy, że obiekt $g'(x) \in A$ (wartościowania zmiennych są niezależne od świata) musi być rybą jedynie w bieżącym świecie, w pozostałych może być czymkolwiek, byle to coś chodziło (gdyż interpretacja stałych zmienia się od świata do świata). Może ma to sens w przypadku królewny, która wierzy, że żaba jest królewiczem (a wówczas w światach związanych z tym przekonaniem bynajmniej żabą być nie musi), nie mniej Jan byłby chyba rozczarowany, gdyby pojął, że jego przekonanie, że jego ulubiona rybka chodzi, oparte jest na fakcie, że nie zawsze i nie wszędzie jest rybką.

W przypadku bardziej skomplikowanych zdań liczba analiz może być znacząco większa. Na przykład zdanie *Każdy mężczyzna wierzy, że ryba spaceruje* posiada siedem drzew analizy, którym odpowiadają następujące trzy translacje:

$$\exists x\ \Big[\mathsf{ryba}'(x)\ \&\ \forall y\ [\mathsf{mężczyzna}'(y) \rightarrow \mathsf{wierzyć}'(y, {}^\frown(\mathsf{spacerować}'(x)))]\Big],$$

$$\forall y\ \Big[\mathsf{mężczyzna}'(y)\ \rightarrow\ \exists x\ [\mathsf{ryba}'(x)\ \&\ \mathsf{wierzyć}'(y, {}^\frown(\mathsf{spacerować}'(x)))]\Big],$$

$$\forall y\ \Big[\mathsf{mężczyzna}'(y)\ \rightarrow\ \mathsf{wierzyć}'(y, {}^\frown(\exists x\ [\mathsf{ryba}'(x)\ \&\ \mathsf{spacerować}'(x)]))\Big].$$

We wszystkich przypadkach czasownik $\mathsf{wierzyć}$ jest interpretowany (w każdym świecie niezależnie) jako pewna funkcja $\mathfrak{Bel}^{\mathfrak{w},\mathfrak{t}}(\mathfrak{ob}, h)$, (a więc „tabelka") o wartościach prawda/fałsz, gdzie $\mathfrak{ob}$ jest wybranym obiektem (agentem), który w coś wierzy, zaś funkcja $h:\ W \times T \longmapsto \{0,1\}$ jest intensją przedmiotu jego wiary φ. Jako że intensja formuły jest tak naprawdę jej funkcją charakterystyczną na zbiorze światów, funkcja $\mathfrak{Bel}^{\mathfrak{w},\mathfrak{t}}$ „wybiera" dla agenta $\mathfrak{ob}$ takie zbiory światów, w których φ musi być jednocześnie spełniona, by $\mathfrak{ob}$ wierzył w φ.

Gdyby istniał dokładnie jeden taki zbiór światów, tzn. gdyby „tabelka" $\mathfrak{Bel}^{\mathfrak{w},\mathfrak{t}}(\mathfrak{ob}, h)$ miała dokładnie jedno 1 w wierszu, to funkcję $\mathfrak{Bel}$ reprezentowałby także zestaw funkcji $\mathfrak{B}^{\mathfrak{ob}}:\ W \times T \longmapsto 2^{W \times T}$ (czy też przy innym zapisie relacji $\mathfrak{B}^{\mathfrak{ob}} \subseteq (W \times T) \times (W \times T)$), które byłyby odpowiednikiem *relacji dostępności* możliwych światów zgodną z klasycznym podejściem Kripkego. Jednak w omawianym rozwiązaniu Montague mamy do czynienia nie z pojedynczą relacją dostępu, lecz całym jej zbiorem, który charakteryzowany jest przez funkcję $\mathfrak{Bel}^{\mathfrak{w},\mathfrak{t}}$ (gdyż każde 1 w wierszu oznacza odrębną relację dostępu dla agenta reprezentowanego przez ten wiersz).

Innymi słowy, funkcja $\mathfrak{Bel}^{\langle w,t\rangle}$ określa jedynie, w których światach „oceniana" formuła φ musi być równocześnie spełniona, by $\mathfrak{ob}$ w nią uwierzył. Niestety, takiej „oceny" można dokonać w sposób dowolny. Dopuszczalne jest nawet, by agent wierzył w formułę, która jest fałszywa we wszystkich światach: wystarczy, by $\mathfrak{Bel}^{\langle w,t\rangle}$ zachodziła dla pustej intensji h! (Wówczas, zgodnie z *regułą wszechwiedzy*, agent $\mathfrak{ob}$ jest „absolutnie łatwowierny", czyli wierzy we wszystko.) Bardziej uzasadnione jest istnienie jego przeciwieństwa, tzn „doskonałego niedowiarka", który w nic nie wierzy (co ma miejsce, gdy $\mathfrak{Bel}^{\mathfrak{w},\mathfrak{t}}(\mathfrak{ob}, h) = 0$ dla dowolnego h, czyli w danym wierszu „tabelki" są same 0).

Ależ to normalne! — zareaguje czytelnik na takie banalne stwierdzenie. Do wykluczenia „absurdalnych" interpretacji służą aksjomaty! No tak, tylko

język logiki IL daje dość ograniczone możliwości ich formułowania. Możemy oczywiście wykluczyć wiarę w formuły „koniecznie fałszywe”, których intensje składają się z samych fałszów, poprzez aksjomat: $\mathsf{Bel}(c, {}^\frown\varphi) \;\rightarrow\; \Diamond\varphi$. „Absolutne niedowiarstwo” też da się wykluczyć za pomocą $\exists Q\,[\mathsf{Bel}\,(c, {}^\frown Q)]$. Można nawet zmusić agenta, by wierzył w fakty pewne ($\Box\varphi \rightarrow \mathsf{Bel}(c, {}^\frown\varphi)$), czy też w fakty zachodzące w świecie bieżącym ($\varphi \rightarrow \mathsf{Bel}(c, {}^\frown\varphi)$; co odpowiada zwrotności relacji dostępności).
Jednak już zażądanie, by formuła taka zachodziła na dowolnej osi w bieżącym momencie nie daje się w IL sformułować.[19] Jedynym innym dostępnym ograniczeniem jest aksjomat $\mathsf{Bel}(c, {}^\frown\varphi) \;\rightarrow\; \Box\varphi$
banalizujący zależność Bel, uniezależniając ją zarówno od podmiotu wierzącego, jak i od świata, w którym zależność ta ma zachodzić.

Istnieje jednak podstawowa własność predykatów (operatorów) typu wierzyć, którą daje się sformułować w omawianym języku. Mówi ona, że każdy wierzy, że wierzy w to, w co wierzy: $\mathsf{Bel}(c, {}^\frown\varphi) \;\rightarrow\; \mathsf{Bel}\Big(c, {}^\frown\mathsf{Bel}(c, {}^\frown\varphi)\Big)$.

Czasowniki wyrażające przekonania, podobnie jak inne czasowniki, mogą podlegać negacji.

Przykład *7.2.* Przyjrzyjmy się dwum prostym zdaniom:

(a) *Jan nie wierzy, że Maria kocha go*.

(b) *Jan wierzy, że Maria nie kocha go*.

Zdanie (a) posiada następującą analizę:

Jan nie wierzy, że Maria kocha go, **10,** 57 **(14)**

Jan on_{57} *nie* wierzyć, że Maria kochać on_{57}, **12 (17a)**

on_{57} *nie* wierzyć, że Maria kochać on_{57}, **11 (7)**

nie wierzyć, **21* (18*)**   Maria kochać on_{57}

wierzyć

[19] Swoją drogą trudno pojąć, dlaczego operator $\Box$ nie został zdefiniowany w bardziej ograniczony sposób jako:

$[\![\Box\phi]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w},\mathtt{t},g} = 1$ wtw, gdy $[\![\phi]\!]^{\mathcal{M},\mathtt{w}',\mathtt{t},g} = 1$ dla dowolnych $\mathtt{w}' \in W$ oraz dowolnego $\phi \in \mathcal{E}_t$.

Wówczas „totalną konieczność” możnaby zdefiniować jako $\mathtt{H}\ \Box\varphi \vee \Box\varphi \vee \mathtt{G}\ \Box\varphi$, a i wspomniane powyżej ograniczenie dałoby się sformułować.

a odpowiada mu translacja:

$$\mathfrak{g}(\textit{nie}\ \textsf{wierzyć, że Maria kochać on}_{57}) \quad =$$
$$\lambda P\, \lambda u\, [\neg \textsf{wierzyć}'\,(P)\,(u)]\,({}^\frown\textsf{kochać}'_\star(m, x_{57})) \quad =$$
$$\lambda u \left[\neg \textsf{wierzyć}' \left({}^\frown\textsf{kochać}'_\star(m, x_{57})\right)\right],$$

$$\mathfrak{g}(\mathfrak{m}(\textit{Jan nie wierzy, że Maria kocha go})) \;=\; \neg\textsf{wierzyć}' \left(j, {}^\frown\textsf{kochać}'_\star(m, j)\right).$$

Interpretacja tego zdania oznacza, że istnieje »świat przekonań Jana«, w którym *Maria go nie kocha* (standarodwe odwrócenie ukrytej kwantyfikacji po światach przez negację).

Jak można było oczekiwać, negacja dla każdego zdania składowego traktowana jest oddzielnie, więc interpretacją zdania (b) jest:

$$\mathfrak{g}(\mathfrak{m}(\textit{Jan wierzy, że Maria nie kocha go})) \;=\; \textsf{wierzyć}' \left(j, {}^\frown\neg\textsf{kochać}'_\star(m, j)\right).$$

A to z kolei oznacza, że istnieje »świat przekonań Jana«, w którym *Maria go nie kocha* (standarodwe odwrócenie ukrytej kwantyfikacji po światach przez negację).

Zauważmy, że jeśli *Jan wierzy, że Maria nie kocha go.* to w szczególności *nie wierzy, że go kocha.* Ta obserwacja zdawałaby się prowadzi do sformułowania następującego postulatu znaczeniowego:

$$\lambda P\, \lambda u\, \Box \left[\delta({}^\frown\neg P)\,(u) \;\rightarrow\; \neg\delta({}^\frown P)\,(u)\right], \text{ gdzie } \delta \in \mathcal{E}_{f(IV/t)}.$$

Niestety, pojawia się problem, gdy oba czasowniki są zanegowane. W oczywisty sposób mamy:

$$\mathfrak{g}(\mathfrak{m}(\textit{Jan nie wierzy, że Maria nie kocha go})) \;=\; \neg\textsf{wierzyć}' \left(j, {}^\frown\neg\textsf{kochać}'_\star(m, j)\right),$$

skąd za pomocą powyższego postulatu uzyskamy (jako derywat, a nie formułę równoważną):

$$\textsf{wierzyć}' \left(j, {}^\frown\textsf{kochać}'_\star(m, j)\right),$$

co ewidentnie nie jest spodziewanym wnioskiem. Dlaczego tak się dzieje? Bo reguły logiki nie pozwalają nam z faktu, że jakaś zależność (zanegowana bądź nie) zachodzi we wszystkich światach (jest kwantyfikowana ogólnie), nie możemy wnioskować, że zachodzi w wybranym świecie (jest kwantyfikowana szczegółowo). Jest to przykład na to, jak reguły kierujące intuicyjnym odbiorem znaczenia wypowiedzeń języka naturalnego różnią się od ich formalnego zapisu w logice. Interpretacja zdania *Jan nie wierzy, że Maria nie kocha go.* oznacza istnienie »świata wiary Jana«, w którym *Maria kocha go*, bynajmniej nie zachodzenie tej zależności we wszystkich światach.

8 Inne problemy

W ostatnim rozdziale chciałam poruszyć dwie kwestie, mniej powa'znej może natury, lecz mające związek z formalnymi własnościami logiki IL (i zapewne wielu innych logik), a nie z własnościami samej gramatyki. Pierwsza z nich dotyczy występowania czasownika $\textsf{być}$ w zdaniach względnych.

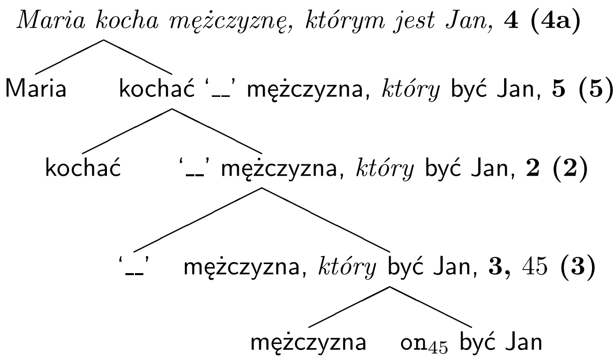
<u>Przykład</u> *8.1.* Z prostego zdania *Jan jest mężczyzną.* możemy utworzyć zdania:

(a) *Maria kocha mężczyznę, którym jest Jan.*

(b) *Maria spaceruje z mężczyzną, którym jest Jan.*

(c) *Mężczyzna, którym jest Jan, kocha Marię.*

Choć zdania te wydają się brzmieć odrobinę sztucznie, to już jednak zdania *Maria przedstawiła mi wczoraj swojego nowego chłopaka, którym okazał się Jan.* czy też *Bogdan pokazał Marii zdjęcie dziecka, którym był kiedyś Jan.* brzmią już całkiem naturalnie. Dlatego nie widać powodu, dla którego należałoby je wykluczyć. Przeanalizujmy więc pierwsze z nich. Z punktu widzenia syntaktycznego jest to standardowe zdanie, podobne do zdania (e) z [Hajnicz, 2006a: przykł. 10.1. s. 99]. Jednak specyfika czasownika $\textsf{być}$ powoduje, że jego interpretacja w IL jest nieco odmienna.



$$\mathfrak{g}(\textsf{mężczyzna, } \textit{który} \textsf{ być Jan}) = \lambda x_{45}\,[\textsf{mężczyzna}'(x_{45})\ \&\ j = x_{45}],$$

$$\mathfrak{g}(\textsf{`\_\_' mężczyzna, } \textit{który} \textsf{ być Jan}) =$$
$$\lambda Q\, \exists x\, [\textsf{mężczyzna}'(x)\ \&\ j = x\ \&\ Q\{x\}] =$$
$$\lambda Q\, [\textsf{mężczyzna}'(j)\ \&\ Q\{x\}],$$

$$\mathfrak{g}(\mathfrak{m}(\textit{Maria kocha mężczyznę, którym jest Jan})) =$$
$$\textsf{kochać}'\left({}^\frown\lambda Q\,[\textsf{mężczyzna}'(j)\ \&\ Q\{x\}]\right)(m) =$$
$$\textsf{mężczyzna}'(j)\ \&\ \textsf{kochać}'_\star(m, j).$$

Taka interpretacja tego zdania wydaje nam się nieco niespodziewana. Oznacza to w szczególności, że $\mathfrak{g}(\mathfrak{m}(\textit{Maria kocha mężczyznę, którym jest Jan})) = \mathfrak{g}(\mathfrak{m}(\textit{Maria kocha mężczyznę, który jest Janem}))$. Być może wynika to z faktu, że taka interpetacja pasuje nam bardziej do zdania (nie akceptowanego przez omawianą tu wersję PTQ, gdyż jest to zdanie względne nierestryktywne)[20] *Maria kocha Jana, który jest mężczyzną.*, zaś dla takich zdań pasowałaby bardziej interpretacja nie korzystająca z własności predykatu '=':

$$\mathfrak{g}(\mathfrak{m}(\textit{Maria kocha mężczyznę, którym jest Jan})) = \exists x\,[\mathsf{mężczyzna}'(x)\ \&\ \mathsf{kochać}'_{\star}(m, x)\ \&\ j = x].$$

Kłopot w tym, że są to sformułowania równoważne...

Druga kwestia dotyczy czasu gramtycznego zdań złożonych. W przypadku zdań złożonych współrzędnie operatory temporalne są wiązane z każdym ze zdań niezależnie. Jednak w wypadku zdań podrzędnych, takich jak np. zdania względne, ich zagnieżdżenie wewnątrz zdania głównego odbija się także na procesie translacji.

Przykład *8.2.* Poniżej przedstawiony jest zbiór zdań złożonych podrzędnie.

(a) *Jan wierzył, że Maria będzie kochać go.*

(b) *Jan będzie wierzyć, że Maria kochała go.*

(c) *Kobieta, którą Jan będzie kochać, spacerowała.*

(d) *Każdy mężczyzna, który całuje kobietę, która kochała go, będzie radosny.*

(e) *Jan będzie mężczyzną, który kochał kobietę.*

(f) *Maria będzie kochała mężczyznę, który był bohaterem.*

Zdania (a) i (b) są dualne, więc przeanalizujmy pierwsze z nich.

[20] *zdaniami względnymi restryktywnymi* (definiującymi) nazywamy takie zdania względne, których znaczenie jest istotne dla identyfikacji obiektu (grupy obiektów) opisywanych przez rzeczownik. W gramatyce PTQ wyraża się to przez modyfikowanie zdaniem względnym rzeczowników pospolitych. Pozostałe zdanie względne, są *nierestryktywne* (niedefiniujące), tzn. mają charakter uzupełniającego opisu (za [Przepiórkowski i in., 2002, s. 210]). Rodman (1976) przedstawia regułę akceptującą ten rodzaj konstrukcji względnych wraz z regułą ich translacji na IL.

Jan wierzył, że Maria będzie kochać go, **10,** 52 **(14)**

Jan $\quad$ on_{52} wierzyć, że Maria będzie kochać on_{52}, **4 (4a)**

on_{52} $\quad$ wierzyć, że Maria będzie kochać on_{52}, **11 (7)**

wierzyć $\quad$ Maria będzie kochać on_{52}

Analizie tej odpowiada translacja:

$$\mathfrak{g}(\textsf{Maria będzie kochać } \mathtt{on}_{52}) =$$

$$\mathbf{F}\ \textsf{kochać}'(m, x_{52}),$$

$$\mathfrak{g}(\textsf{wierzyć, że Maria będzie kochać } \mathtt{on}_{52}) =$$

$$\textsf{wierzyć}'\left({}^\frown\mathbf{F}\ \textsf{kochać}'(m, x_{52})\right),$$

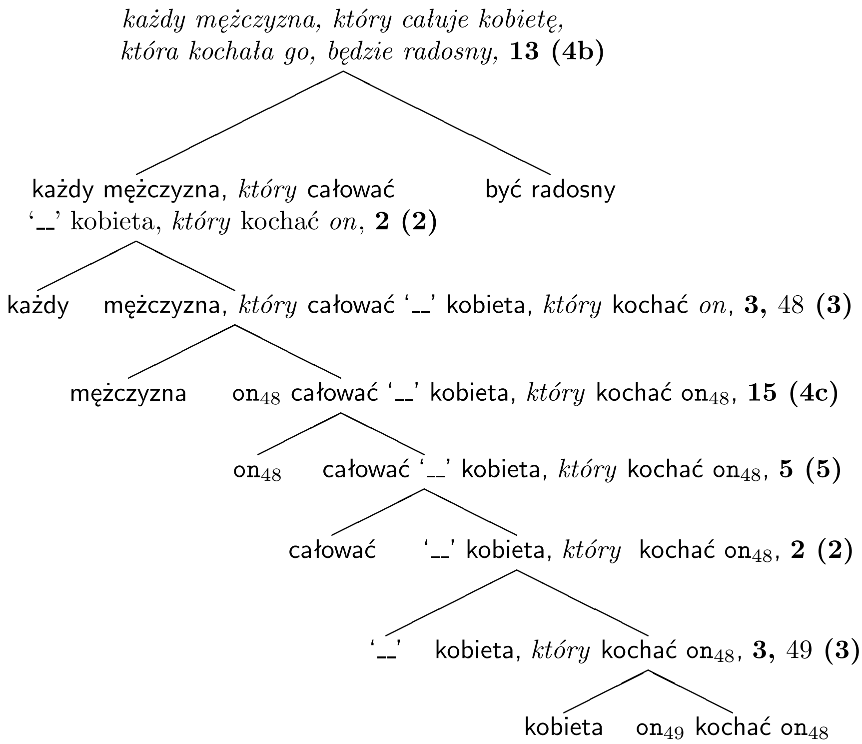
$$\mathfrak{g}\left(\mathfrak{m}(\textit{Jan wierzył, że Maria będzie kochać go})\right) =$$

$$\mathbf{P}\ \textsf{wierzyć}'\left({}^\frown\mathbf{F}\ \textsf{kochać}'(m, x_{52})\right).$$

Złożona i nie do końca jasna interpretacja czasownika wierzyć (por. przykł. 7.1) komplikuje nieco zrozumienie powyższej translacji. Najprościej rzecz ujmując, oznacza ona, że dla pewnego przeszłego świata $\langle \mathtt{w}, \mathtt{t}' \rangle$ (tzn. $\mathtt{t}' < \mathtt{t}$) dla $\mathtt{w}$ będącego bieżącą osią czasu a $\mathtt{t}$ bieżącym momentem oraz każdego świata $\langle \mathtt{w}'', \mathtt{t}'' \rangle$ należącego do zbioru „światów wiary Jana" w świecie $\langle \mathtt{w}, \mathtt{t}' \rangle$ istnieje przyszły świat $\langle \mathtt{w}'', \mathtt{t}''' \rangle$ (tzn. $\mathtt{t}'' < \mathtt{t}'''$), w którym Maria kocha Jana.

Niestety, nic nie jest powiedziane na temat położenia „światów wiary" (tu: moment t'') względem „świata odniesienia" (tu: moment t') na osi czasu. Jest to ważny szczegół, charakterystyczny dla reprezentacji czasowników kategorii *IV/t* w logice IL (por. przykł. 7.1). Jeśli mamy być zdolni do spójnej reprezentacji zarówno czasu gramatycznego wypowiedzeń, jak i przekonań, „światy wiary" muszą być jednoczesne ze „światami odniesienia". Przy tym założeniu interpretacja zdania staje się jednak zgodna z intuicją: *Jan* kiedyś w przeszłości *wierzył, że Maria będzie kochać go* w jakimś przyszłym momencie, i jeśli nawet stało się to pomiędzy momentem ówczesnym a bieżącym (tzn. prawdziwe jest zdanie *Maria kochała Jana*.), to można uznać jego przekonanie za spełnione (pomyślmy o zdaniu *Jan wiedział, że Maria będzie kochać go*.).

Zupełnie inaczej rzecz się ma w wypadku zdań względnych. Przeanalizujmy więc zdanie (d):



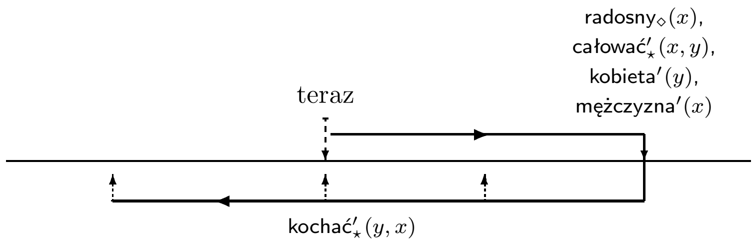
dla którego uzyskujemy interpretację:

$$\mathfrak{g}(\mathsf{on}_{49}\ \mathsf{kocha\acute{c}}\ \mathsf{on}_{48}) \quad = \quad \mathbf{P}\ \mathsf{kocha\acute{c}}'_{\star}(x_{49}, x_{48}),$$

$$\mathfrak{g}(\mathsf{on}_{48}\ \mathsf{ca\l owa\acute{c}\ kobieta},\ \mathit{kt\acute{o}ry}\ \mathsf{kocha\acute{c}}\ \mathsf{on}_{48}) =$$
$$\exists y\,[\mathsf{kobieta}'(y)\ \&\ \mathbf{P}\mathsf{kocha\acute{c}}'_{\star}(y, x_{48})\ \&\ \mathsf{ca\l owa\acute{c}}'_{\star}(x_{48}, y)],$$

$$\mathfrak{g}\,(\mathfrak{m}(\textit{każdy mężczyzna, który całuje kobietę, która kochała go, będzie radosny})) =$$
$$\mathbf{F}\,\forall x \left[\mathsf{m\k{e}\dot{z}czyzna}'(x)\ \&\ \exists y[\mathsf{kobieta}'(y)\ \&\ \mathbf{P}\ \mathsf{kocha\acute{c}}'_{\star}(y, x)\ \&\ \mathsf{ca\l owa\acute{c}}'_{\star}(x, y)] \rightarrow \mathsf{radosny}'_{\diamond}(x)\right].$$

zilustrujowaną za pomocą poniższego diagramu:



Zdanie to posiada jednak także inną analizę:

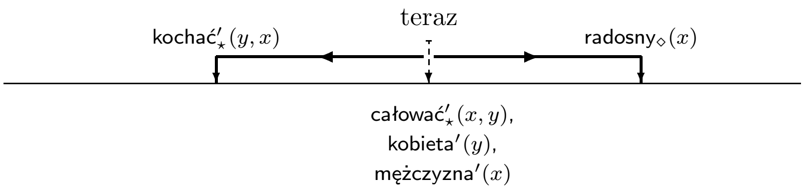
każdy mężczyzna, który całuje kobietę, która kochała go, będzie radosny, **10,** 50 **(14)**

Ta analiza jest interpretowana jako:

$$\mathfrak{g}\,(\mathfrak{m}(\textit{każdy mężczyzna, który całuje kobietę, która kochała go, będzie radosny})) =$$

$$\forall x \Big[\mathsf{mężczyzna}'(x)\ \&\ \exists y\,[\mathsf{kobieta}'(y)\ \&\ \mathbf{P}\ \mathsf{kochać}'_\star(y,x)\ \&\ \mathsf{całować}'_\star(x,y)] \rightarrow \mathbf{F}\ \mathsf{radosny}'_\diamond\,(x)\Big],$$

co możemy przedstawić na diagramie:



I, jak łatwo zauważyć, jedynie ta druga interpretacja (z dokładnością do *trwania* własności bycia mężczyzną/kobietą, por. [Hajnicz, 2006a: przykł. 9.6. s. 83]): *całowanie* ma miejsce teraz, *kochanie* w przeszłości, a stan radości pojawi się dopiero za jakiś czas jest zgodna z naszą intuicją.

Na koniec zauważmy jeszcze, że ponieważ zdania podrzędne są odrębnymi zdaniami, problemy z dostawianiem czasownika pomocniczego *będzie* tu nie występują.

Bibliografia

Ajdukiewicz, K. (1935) Die syntakische Konnexität, *Studia Philosophica* **1**, s. 1–27.

Allen, J.F. (1984) Towards a general theory of action and time, *Artificial Intelligence* **23***(2)*, s. 123–154

Artale, A. & Franconi, E. (1994) A computational approach for a description logic of time and action, *Proceedings of the Fourth International Conference on Principles of Knowledge Representation and Reasoning*, s. 3–14

Bennett, M. (1976) A variation and extension of a Montague fragment of English, w B. Parteee (red.) *Montague grammar*, Academic Press, New York, s. 119–164

Dowty, D.R., Wall, R.E. & Peters, St. (1981) *Introduction to Montague semantics*, Kluwer Academic Publishers, Dordrecht

Galton, A. (1990) A critical examination of Allen's theory of action and time, *Artificial Intelligence* **42** (2-3), s. 159–188

Grzegorczyk, A. *Zarys logiki matematycznej*, PWN, Warszawa

Hajnicz, E. (2003) *Przegląd formalnych metod semantycznych*, Prace IPI PAN Nr. 965, Warszawa

Hajnicz, E. (2006a) *Syntaktyczna i semantyczna analiza wybranych konstrukcji języka polskiego w gramatyce Montague*, Prace IPI PAN Nr. 965, Warszawa

Hajnicz, E. (2006b) *Adapatcja gramatyki Montague dla języka polskiego*, w przygotowaniu

Kripke, S. (1959) A completeness theorem in modal logic, *Journal of Symbolic Logic* **24**, s. 1–14

Kripke, S. (1963) Semantical analysis of modal logic I: normal modal propositional calculi, *Zeitschrift für Math. Logic und Grundlagen der Math.* **9**, s. 67–96

Kripke, S. (1965) Semantical analysis of modal logic II: non normal modal propositional calculi, w: *The theory of models*, North-Holland Puplishing, s. 206–220

McDermott, D. (1982) A temporal logic for reasoning about processes and plans, *Cognitive Science* **6**, s. 101–155

Montague, R. (1970a) English as a formal language, w *Linguaggi nella società e nella tecnica*, red. B. Visentini i in., Edizioni di Communità, Milan; przedruk w Thomason, R. (red.) (1974) *Formal philosophy, selected papers of Richard Montague*, Yale University Press, New Haven

Montague, R. (1970b) Universal grammar, *Theoria* **36**; przedruk ibid

Montague, R. (1973) The proper treatment of quantification in ordinary English, w *Approaches to natural language: proceedings of the 1970 Stanford workshop of grammar and semantics*, red. J. Hintikka, J. Moravcsik & p. Suppes, Reidel, Dordrecht, s. 221–242; przedruk ibid

Przepiórkowski, A., Kupść, A., Marciniak, M. i Mykowiecka, A. (2002) *Formalny opis języka polskiego. Teoria i implementacja*, Akademicka Oficyna Wydawnicza EXIT, Warszawa

Rodman, R. (1976) Scope phenomena, "movement transformations" and Montague grammar, w B. Parteee (red.) *Montague grammar*, Academic Press, New York, s. 165–176

Thomason, R.H. (1976) Some extentions of Montague grammar, w B. Parteee (red.) *Montague grammar*, Academic Press, New York, s. 77–117

Pracę zgłosił ¡osoba zglaszajaca¿

Adres autorki: Elżbieta Hajnicz
Instytut Podstaw Informatyki PAN
ul. Ordona 21
01-237 Warszawa
Polska

e-mail: Elzbieta.Hajnicz@ipipan.waw.pl

Symbol klasyfikacji rzeczowej: CR: I.2.7

Na prawach rękopisu
Printed as manuscript

Nakład 100 egzemplarzy. Papier kserograficzny klasy III. Oddano do druku w sierpniu 2006. Wydawnictwo IPI PAN. ISSN 0138-0648.