

# Kwalifikacja i implementacja systemów kompilacji z użyciem efektów algebraicznych

(Categorization and implementation of Build Systems using algebraic effects)

Jakub Mendyk

Praca licencjacka

**Promotor:** dr Filip Sieczkowski

Uniwersytet Wrocławski  
Wydział Matematyki i Informatyki  
Instytut Informatyki

4 września 2020

Jakub Mendyk

.....

.....

(adres zameldowania)

.....

.....

(adres korespondencyjny)

PESEL: .....

e-mail: .....

Wydział Matematyki i Informatyki

stacjonarne studia I stopnia

kierunek: Indywidualne Studia Matematyczno-Informatyczne

nr albumu: 301111

### **Oświadczenie o autorskim wykonaniu pracy dyplomowej**

Niniejszym oświadczam, że złożoną do oceny pracę zatytułowaną *Kwalifikacja i implementacja systemów kompilacji z użyciem efektów algebraicznych* wykonałem/am samodzielnie pod kierunkiem promotora, dr. Filipa Sieczkowskiego. Oświadczam, że powyższe dane są zgodne ze stanem faktycznym i znane mi są przepisy ustawy z dn. 4 lutego 1994 r. o prawie autorskim i prawach pokrewnych (tekst jednolity: Dz. U. z 2006 r. nr 90, poz. 637, z późniejszymi zmianami) oraz że treść pracy dyplomowej przedstawionej do obrony, zawarta na przekazanym nośniku elektronicznym, jest identyczna z jej wersją drukowaną.

Wrocław, 4 września 2020

(czytelny podpis)

Streszczenie

...



...



# Spis treści

<b>1. Wprowadzenie</b>	<b>7</b>
1.1. Problemy z efektami ubocznymi . . . . .	7
1.2. Radzenie sobie z efektami ubocznymi . . . . .	7
1.3. Systemy kompilacji . . . . .	8
1.4. O tej pracy . . . . .	8
<b>2. O efektach algebraicznych teoretycznie</b>	<b>11</b>
2.1. Notacja . . . . .	11
2.2. Równania, efekt porażki i modyfikowalny stan . . . . .	12
2.3. Poszukiwanie sukcesu . . . . .	14
2.4. Dalsza lektura . . . . .	14
<b>3. O systemach kompilacji (i ich klasyfikacji)</b>	<b>17</b>
3.1. Przykłady systemów kompilacji . . . . .	17
3.1.1. Make . . . . .	17
3.1.2. Excel . . . . .	18
3.1.3. Shake . . . . .	20
3.1.4. Bazel . . . . .	20
3.1.5. Wnioski . . . . .	21
3.2. Abstrakcyjnie o systemach kompilacji . . . . .	21
3.2.1. Nomenklatura . . . . .	21
3.2.2. Zasób oraz zadania . . . . .	21
3.2.3. System kompilacji . . . . .	22

3.2.4. Polimorficzność zadania . . . . .	23
3.3. Planiści i recompilerzy . . . . .	25
3.4. Implementowanie systemów . . . . .	26
<b>4. Efekty algebraiczne i uchwyt w praktyce</b>	<b>27</b>
4.1. Języki programowania z efektami algebraicznymi . . . . .	27
4.2. Helium . . . . .	28
4.3. Przykłady implementacji uchwytów . . . . .	29
4.3.1. Błąd . . . . .	29
4.3.2. Niedeterminizm . . . . .	30
4.3.3. Modyfikowalny stan . . . . .	32
4.3.4. Efekt rekursji . . . . .	34
4.3.5. Wiele efektów na raz – porażka i niedeterminizm . . . . .	35
<b>5. Systemy kompilacji z użyciem efektów algebraicznych i uchwytów</b>	<b>37</b>
<b>6. Podsumowanie i wnioski</b>	<b>39</b>
<b>Bibliografia</b>	<b>41</b>

# Rozdział 1.

## Wprowadzenie

### 1.1. Problemy z efektami ubocznymi

Programy komputerowe, dzięki możliwości interakcji z zewnętrznymi zasobami takimi jak nośniki pamięci, sieci komputerowe czy użytkownicy oprogramowania mogą robić istotnie więcej niż tylko zadane wcześniej obliczenia. W ten sposób przebieg programu i jego wynik staje się jednak zależny od tegoż świata zewnętrznego, a sam program nie jest tylko serią czystych obliczeń ale także towarzyszących im efektów ubocznych.

Efekty uboczne powodują jednak, że rozumowanie i wnioskowanie o sposobie oraz prawidłowości działania programów staje się znacznie trudniejsze, a w konsekwencji ogranicza ich modularność i prowadzi do częstszych pomyłek ze strony autorów. Chcąc tego uniknąć, dąży się do wydzielania w programie jak największej części, która składa się z czystych obliczeń. Jednak to, czy jakiś moduł oprogramowania wykonuje obliczenia z efektami ubocznymi nie koniecznie jest jasne i często musimy zaufać autorowi, że w istocie tak jest.

### 1.2. Radzenie sobie z efektami ubocznymi

Jednym z rozwiązań tego problemu, jest zawarcie informacji o posiadaniu efektów ubocznych w systemie typów. Możemy skorzystać wtedy z inferencji i weryfikacji typów do automatycznej identyfikacji modułów zawierających efekty uboczne – dzięki temu programista może łatwo wyczytać z sygnatury funkcji, które z nich występują w czasie jej działania. Znany przykład umieszczenia efektów w typach jest wykorzystanie monad w języku programowania Haskell. Niestety, jednoczesne użytkowanie dwóch niezależnych zasobów reprezentowanych przez różne monady nie jest łatwe i wymaga dodatkowych struktur, takich jak transformery monad, które niosą ze sobą dodatkowe wyzwania – problem modularności został jedynie przesunięty w inny obszar.

Nowym, konkurencyjnym podejściem do ujarzmienia efektów ubocznych przez wykorzystanie systemu typów są efekty algebraiczne z uchwytami. Powierzchnie, zdają się być podobne do konstrukcji obsługi wyjątków w językach programowania lub wywołań systemowych w systemach operacyjnych. Dzięki rozdziałowi między definicjami operacji związanych z efektami ubocznymi, a ich semantyką oraz interesującemu zastosowaniu kontynuacji, dają łatwość myślenia i wnioskowania o programach ich używających. Ponadto, w przeciwieństwie do monad, można je bezproblemowo składać.

### 1.3. Systemy kompilacji

Przykładem programów, których głównym zadaniem jest interakcja z zewnętrznymi zasobami są systemy kompilacji, w których użytkownik opisuje proces wytwarzania wyniku jako zbiór wzajemnie-zależnych zadań wraz z informacją jak mają być one wykonywane w oparciu o wyniki innych zadań, zaś system jest odpowiedzialny za ich poprawne uporządkowanie i wykonanie. Ponadto, od systemu kompilacji oczekujemy, że będzie śledził zmiany w danych wejściowych i – gdy poproszony o aktualizację wyników – obliczał ponownie jedynie zadania, których wartości ulegną zmianie. Przykładami takich systemów są Make oraz – co może wydawać się zaskakujące – programy biurowe służące do edycji arkuszy kalkulacyjnych (np. popularny Excel).

W publikacjach pod tytułem „Build systems à la carte” [7, 8], autorzy przedstawiają sposób klasyfikacji systemów kompilacji w oparciu o to jak determinują one kolejność w jakiej zadania zostaną obliczone oraz jak wyznaczają, które z zadań wymagają ponownego obliczenia. Uzyskana klasyfikacja prowadzi autorów do skonstruowania platformy umożliwiającej definiowanie systemów kompilacji o oczekiwanych właściwościach. Platforma ta okazuje się być łatwa w implementacji w języku Haskell, a klasy typów *Applicative* oraz *Monad* odpowiadać mocy języka opisywania zależności między zadaniami do obliczenia.

### 1.4. O tej pracy

Celem tej pracy jest zapoznanie czytelnika, który miał dotychczas kontakt z językiem Haskell oraz podstawami języków funkcyjny, z nowatorskim rozwiązaniem jakim są efekty algebraiczne oraz zademonstrowanie – idąc śladami Mokhov’a i innych [8] – implementacji systemów kompilacji z wykorzystaniem efektów algebraicznych i uchwytów w języku programowania Helium. Jak się okazuje, wykorzystanie tych narzędzi daje schludną implementację ale także prowadzi do problemów w implementacji systemów o pewnym sposobie determinowania zależności między zadaniami.



W rozdziale drugim wprowadzony zostaje prosty model obliczeń wykorzystujący efekty algebraiczne i uchwyt. Zostaje przedstawionych kilka przykładów reprezentacji standardowych efektów ubocznych w opisanym modelu.

Rozdział czwarty rozpoczyna się zapoznaniem z istniejącymi językami oraz bibliotekami umożliwiającymi programowanie z efektami i uchwytami. Następnie omówiony jest język Helium oraz przykładowe problemy wraz z programami je rozwiązującymi, z użyciem efektów i uchwytów. Zademonstrowana jest ponadto łatwość wykorzystywania wielu efektów jednocześnie – w bardziej przystępnej formie niż w przypadku monad w Haskellu.



## Rozdział 2.

# O efektach algebraicznych teoretycznie

Wprowadzimy notację służącą opisowi prostych obliczeń, która pomoże nam – bez zanurzania się głęboko w ich rodowód matematyczny – zrozumieć jak prostym, a jednocześnie fascynującym tworem są efekty algebraiczne i uchwyt. Następnie przyjrzymy się, jak możemy zapisać popularne przykłady efektów ubocznych używając naszej notacji. Na koniec, czytelnikowi zostaną polecone zasoby do dalszej lektury, które rozszerzają opis z tego rozdziału.

### 2.1. Notacja

Będziemy rozważać obliczenia nad wartościami następujących trzech typów:

- boolowskim  $B$  – z wartościami  $T$  i  $F$  oraz standardowymi spójnikami logicznymi,
- liczb całkowitych  $\mathbb{Z}$  – wraz z ich relacją równości oraz podstawowymi działaniami arytmetycznymi,
- typem jednostkowym  $U$  – zamieszkałym przez pojedynczą wartość  $u$ ,
- oraz pary tychże typów.

Nasz model składać się będzie z wyrażeń:

- **return**  $v$  – gdzie  $v$  jest wyrażeniem boolowskim lub arytmetycznym,
- **if**  $v_1 = v_2$  **then**  $e_t$  **else**  $e_f$  – wyrażenie warunkowe, gdzie  $v_1 = v_2$  jest pytaniem o równość wartości dwóch wyrażeń arytmetycznych,

- abstrakcyjnych operacji oznaczanych  $\{op_i\}_{i \in I}$  – powodujących wystąpienie efektów ubocznych – których działanie nie jest nam znane, zaś ich sygnatury to  $op_i : A \rightarrow (B \rightarrow C) \rightarrow D$ , gdzie  $A, B, C$  oraz  $D$  to pewne typy w naszym modelu. Wyrażenie  $op_i(n, \kappa)$  opisuje operację z argumentami  $n$  oraz dalszą częścią obliczenia  $\kappa$  parametryzowaną wynikiem operacji, które *może* (nie musi) zostać wykonane po jej wystąpieniu,
- uchwytów, czyli wyrażeń postaci **handle**  $e$  **with**  $\{ op_i \ n \ \kappa \Rightarrow h_i \}_{i \in I}$ , gdzie  $e$  to inne wyrażenie; uchwyt definiuje działanie (dotychczas abstrakcyjnych) efektów ubocznych.

Przykładowymi obliczeniami w naszej notacji są więc:

$$\begin{aligned} & \text{return } 0, \quad \text{return } 2 + 2, \quad op_1(2, \lambda x. \text{return } x + 1) \\ & \text{handle } op_1(2, \lambda x. \text{return } x + 1) \text{ with } \{ op_1 \ n \ \kappa \Rightarrow \kappa (2 \cdot n) \} \end{aligned} \quad (2.1)$$

Dla czytelności, pisząc w uchwycie zbiór który nie przebiega wszystkich operacji, przyjmujemy że uchwyt nie definiuje działania operacji; równoważnie, zbiór wzbogacamy o element:  $op_i \ n \ \kappa \Rightarrow op_i(n, \kappa)$ .

Obliczanie wartości wyrażenia przebiega następująco:

- $\llbracket \text{return } v \rrbracket = v$  – wartością **return** jest wartość wyrażenia arytmetycznego,
- $\llbracket (\lambda x. e) \ y \rrbracket = \llbracket e \ [x/\llbracket y \rrbracket] \rrbracket$  – aplikacja argumentu do funkcji,
- $\llbracket \text{if } v_1 = v_2 \text{ then } e_t \text{ else } e_f \rrbracket = \begin{cases} \llbracket e_t \rrbracket & \text{gdy } \llbracket v_1 \rrbracket = \llbracket v_2 \rrbracket \\ \llbracket e_f \rrbracket & \text{wpp} \end{cases}$
- $\llbracket \text{handle return } v \text{ with } H \rrbracket = \llbracket \text{return } v \rrbracket$  – uchwyt nie wpływa na wartość obliczenia, które nie zawiera efektów ubocznych,
- $\llbracket \text{handle } op_i(a, f) \text{ with } H \rrbracket = \llbracket \text{handle } h_i[n/\llbracket a \rrbracket, \kappa/f] \text{ with } H \rrbracket$ , gdzie  $H = \{ op_i \ n \ \kappa \Rightarrow h_i \}$ , a  $h_i$  nie ma wystąpień  $op_i$ .

Zobaczmy jak zatem wygląda obliczenie ostatniego z powyższych przykładów:

$$\begin{aligned} & \llbracket \text{handle } op_1(2, \lambda x. \text{return } x + 1) \text{ with } \{ op_1 \ n \ \kappa \Rightarrow \kappa (2 \cdot n) \} \rrbracket = \\ & \llbracket \text{handle } (\lambda x. \text{return } x + 1)(2 \cdot 2) \text{ with } \{ op_1 \ n \ \kappa \Rightarrow \kappa (2 \cdot n) \} \rrbracket = \\ & \llbracket \text{handle return } 4 + 1 \text{ with } \{ op_1 \ n \ \kappa \Rightarrow \kappa (2 \cdot n) \} \rrbracket = \\ & \llbracket \text{return } 4 + 1 \rrbracket = 5 \end{aligned} \quad (2.2)$$

## 2.2. Równania, efekt porażki i modyfikowalny stan

Do tego momentu, nie przyjmowaliśmy żadnych założeń na temat operacji powodujących efekty uboczne. Uchwyty mogły w związku z tym działać w sposób całkowicie dowolny. Ograniczymy się w tej dowolności i nałożymy warunki na uchwyty

wybranych operacji. Przykładowo, ustalmy że dla operacji  $op_r$ , uchwytty muszą być takie aby następujący warunek był spełniony:

$$\forall n \forall e. \llbracket \mathbf{handle} \ op_r(n, \lambda x. e) \ \mathbf{with} \ H \rrbracket = n \quad (2.3)$$

Zauważmy, że istnieje tylko jeden naturalny uchwyt spełniający tej warunek, jest nim  $H = \{ op_r \ n \ \kappa \Rightarrow n \}$ . Co więcej, jego działanie łudząco przypomina konstrukcję wyjątków w popularnych językach programowania:

```
try {
  raise 5;
  // ...
} catch (int n) {
  return n;
}
```

Podobieństwo to jest w pełni zamierzone. Okazuje się że nasz język z jedną operacją oraz równaniem ma już moc wystarczającą do opisu konstrukcji, która w większości popularnych języków nie może zaistnieć z woli programisty, a zamiast tego musi być dostarczona przez twórcę języka.

Rozważmy kolejny przykład. Dla poprawienia czytelności, zrezygnujemy z oznaczeń  $op_i$  na operacje powodujące efekty, zamiast tego nadamy im znaczące nazwy: *get* oraz *put*. Spróbujemy wyrazić działanie tych dwóch operacji by otrzymać modyfikowalną komórkę pamięci. Ustalmy też bardziej naturalne sygnatury operacji –  $get : U \rightarrow (\mathbb{Z} \rightarrow \mathbb{Z}) \rightarrow \mathbb{Z}$ ,  $put : \mathbb{Z} \rightarrow (U \rightarrow \mathbb{Z}) \rightarrow \mathbb{Z}$ . Ustalamy równania:

- $\forall e. \llbracket get(u, \lambda \_. get(u, \lambda x. e)) \rrbracket = \llbracket get(u, \lambda x. e) \rrbracket$   
kolejne odczyty z komórki bez jej modyfikowania dają takie same wyniki,
- $\forall e. \llbracket get(u, \lambda n. put(n, \lambda u. e)) \rrbracket = \llbracket e \rrbracket$   
umieszczenie w komórce wartości która już tam się znajduje nie wpływa na wynik obliczenia,
- $\forall n. \forall f. \llbracket put(n, \lambda u. get(u, \lambda x. f \ x)) \rrbracket = \llbracket f \ n \rrbracket$   
obliczenie które odczytuje wartość z komórki daje taki sam wyniki, jak gdyby miało wartość komórki podaną wprost jako argument,
- $\forall n_1. \forall n_2. \forall e. \llbracket put(n_1, \lambda u. put(n_2, \lambda u. e)) \rrbracket = \llbracket put(n_2, \lambda u. e) \rrbracket$   
komórka zachowuje się, jak gdyby pamiętała jedynie najnowszą włożoną do niej wartość.

Zauważmy, że choć nakładamy warunki na zewnętrzne skutki działania operacji *get* oraz *put*, to w żaden sposób nie ograniczyliśmy swobody autora w implementacji uchwytów dla tych operacji.

### 2.3. Poszukiwanie sukcesu

Kolejnym rodzajem efektu ubocznego, który rozważymy w tym rozdziale jest niedeterminizm. Chcielibyśmy wyrażać obliczenia, w których pewne parametry mogą przyjmować wiele wartości, a ich dobór ma zostać dokonany tak by spełnić pewien określony warunek. Przykładowo, mamy trzy zmienne  $x$ ,  $y$  oraz  $z$  i chcemy napisać program sprawdzający czy formuła  $\phi(x, y, z)$  jest spełnialna. W tym celu zdefiniujemy operację  $amb : U \rightarrow (Bool \rightarrow Bool) \rightarrow Bool$  związaną z efektem niedeterminizmu. Napiszmy obliczenie rozwiązujące nasz problem:

$$\begin{aligned} &\mathbf{handle} \text{ } amb(u, \lambda x. amb(u, \lambda y. amb(u, \lambda z. \phi(x, y, z)))) \\ &\mathbf{with} \{ amb \ u \ \kappa \Rightarrow \ \kappa \ (T) \ \mathbf{or} \ \kappa \ (F) \} \end{aligned} \quad (2.4)$$

Gdy definiowaliśmy efekt wyjątku, obliczenie nie było kontynuowane. W przypadku niedeterminizmu kontynuujemy obliczenie dwukrotnie – podstawiając za niedeterministycznie określoną zmienną wartości raz prawdy, raz fałszu – w czytelny sposób sprawdzamy wszystkie możliwe wartościowania, a w konsekwencji określamy czy formuła jest spełnialna.

Możemy zauważyć, że gdybyśmy chcieli zamiast sprawdzania spełnialności, weryfikować czy formuła jest tautologią, wystarczy zmienić tylko jedno słowo – zastąpić spójnik **or** spójnikiem **and** otrzymując nowy uchwyt:

$$\begin{aligned} &\mathbf{handle} \text{ } amb(u, \lambda x. amb(u, \lambda y. amb(u, \lambda z. \phi(x, y, z)))) \\ &\mathbf{with} \{ amb \ u \ \kappa \Rightarrow \ \kappa \ (T) \ \mathbf{and} \ \kappa \ (F) \} \end{aligned} \quad (2.5)$$

Przedstawiona konstrukcja efektów, operacji i uchwytów tworzy dualny mechanizm w którym operacje są producentami efektów, a uchwytów ich konsumentami. Zabierając źródłom efektów ubocznych ich konkretne znaczenia semantyczne, lub nakładając na nie jedynie proste warunki wyrażone równaniami, otrzymaliśmy niezwykle silne narzędzie umożliwiające proste, deklaratywne oraz – co najważniejsze, w kontraście do popularnych języków programowania – samodzielne konstruowanie zaawansowanych efektów ubocznych.

### 2.4. Dalsza lektura

Rozdział ten miał na celu w lekki sposób wprowadzić idee, definicje i konstrukcje związane z efektami algebraicznymi i uchwytami które będą fundamentem do zrozumienia ich wykorzystania w praktycznych przykładach oraz implementacji systemów kompilacji w dalszych rozdziałach. Czytelnicy zainteresowani głębszym poznaniem historii oraz rodowodu efektów algebraicznych i uchwytów mogą zapoznać się z następującymi materiałami:

- „An Introduction to Algebraic Effects and Handlers” autorstwa Matija Pret-nara [13],

- notatki oraz seria wykładów Andreja Bauera pt. „What is algebraic about algebraic effects and handlers?” [1] dostępne w formie tekstowej oraz nagrań wideo w serwisie YouTube,
- prace Plotkina i Powera [10, 11] oraz Plotkina i Pretnara [12] – jeśli czytelnik chce poznać jedno z pierwszych wyników prowadzących do efektów algebraicznych oraz wykorzystania uchwytów,
- społeczność skupiona wokół tematu efektów algebraicznych agreguje zasoby z nimi związane w repozytorium [14] w serwisie GitHub.





## Rozdział 3.

# O systemach kompilacji (i ich klasyfikacji)

Systemy kompilacji, choć są używane w praktycznie wszystkich projektach programistycznych, są przez ich użytkowników na ogół zaniedbywane, traktowane jak zło konieczne, a czasem nawet wywołują lęk oraz złość. Mimo tak dużej popularności i większym – niż mogłoby się wydawać – stopniowi skomplikowania, nie cieszą się zainteresowaniem ze strony badaczy. Przyglądneli się im jednak bliżej Andrey Mokhov, Neil Mitchell oraz Simon Peyton Jones w artykułach „Build systems à la carte” [8] oraz „Build systems à la carte: Theory and practice” [7]. W tym rozdziale prześledzimy ich kroki i omówimy wyniki które otrzymali aby w dalszej części tej pracy samodzielnie zaimplementować systemy kompilacji przedstawione w „Build systems à la carte” w języku z efektami algebraicznymi oraz uchwytami.

### 3.1. Przykłady systemów kompilacji

Chcąc zrozumieć głębsze i nietrywialne relacje oraz podobieństwa między systemami, przyglądnijmy się najpierw kilku przykładom.

#### 3.1.1. Make

Make jest bardzo popularnym systemem kompilacji. Konfiguruje się go przez tworzenie plików zwanych *makefile’ami*, które definiują zadania, zależności między nimi oraz sposób zbudowania każdego z nich. Przykładowa konfiguracja prezentuje się następująco:

```
util.o: util.h util.c
        gcc -c util.c
```

```
main.o: util.h main.c
```

```
gcc -c main.c
```

```
main.exe: util.o main.o
gcc util.o main.o -o main.exe
```

Konfiguracja ta definiuje sposób budowania trzech zadań: *util.o*, *main.o* oraz *main.exe*, w linii zawierającej definicję zadania zawarta jest informacja o zadaniach, od których definiowane zależy – np. dowiadujemy się że *util.o* zależy od zadań (tutaj: plików) *util.h* oraz *util.c*, a zadanie jest realizowane przez wykonanie polecenia *gcc -c util.c*. Jeśli zadanie nie ma zdefiniowanego sposobu zbudowania, na przykład *util.h*, mówimy że jest wejściem lub zadaniem wejściowym w tej konfiguracji.

Wszystkie informacje o zależnościach między zadaniami są wyrażone w tym jednym pliku *makefile*. Użytkownik chcąc zbudować zadanie *main.exe* uruchamia program Make używając polecenia *make main.exe*. Po uruchomieniu, Make określi które zadania mają zostać zbudowane by zrealizować otrzymane rządanie. Z racji tego, że procedura budowania zadań przebiega tak samo, niezależnie od wyników podzadań będziemy o takim systemie mówić, że ma statyczne zależności. Dla takich systemów, naturalnym porządkiem w którym zadania powinny być budowane jest porządek topologiczny. W ten sposób każde zadanie będzie wykonane na „świeżych” zależnościach – w przeciwnym razie mogłaby istnieć potrzeba zbudowania zadania jeszcze raz, gdyż jedno z zadań od których zależy zmieniło swoją wartość wynikową.

Zauważmy, że przy ponownym uruchomieniu budowania może nie być potrzeby wykonywania niektórych zadań gdyż wejścia od których zależą nie uległy zmianie. Ta obserwacja prowadzi nas także, do konceptu minimalności, którą autorzy definiują następująco:

**Definition 3..1.** (Minimalność) Mówimy, że system kompilacji jest minimalny, gdy w trakcie budowania każde zadanie jest wykonane co najwyżej raz i tylko gdy w przechodnim domknięciu zadań od których zależy istnieje takie zadanie wejściowe, które zmieniło swoją wartość od czasu ostatniego budowania.

Dla Make’a informacją, które zadania należy zbudować ponownie są czasy modyfikacji plików od których zależy zadanie – jeśli plik wynikowy zadania jest starszy niż wejścia, to znaczy że zadanie powinno być ponownie zbudowane.

Należy też zauważyć, że dla pewnych konfiguracji może nie istnieć porządek topologiczny z nimi związany gdyż istnieje cykl w zależnościach między zadaniami – nie będziemy jednak rozważać takich przypadków.

### 3.1.2. Excel

Może się to wydawać zaskakujące ale o arkuszach kalkulacyjnych (np. w programie Excel) możemy myśleć jak o systemach kompilacji. Komórki których wartości są podane wprost uznajemy za zadania wejściowe, zaś formuły dla pozostałych komórek

są definicjami sposobu budowania wartości dla nich. Przy takiej interpretacji, arkusze kalkulacyjne stają się bardzo przyjemnym oraz przydatnym przykładem systemu kompilacji.

Powtórzmy teraz przykład arkusza kalkulacyjnego przedstawiony przez autorów oryginalnego artykułu, by łatwiej myśleć o tym rodzaju systemu:

A1: 10   B1: INDIRECT("A" & C1)   C1: 1  
A2: 20

Funkcja INDIRECT dynamicznie określa, z której komórki zostanie pobrana wartość. Gdy  $C1 = 1$ , wartością komórki B1 będzie wartość A1, zaś gdy  $C1 = 2$ , wartość zostanie pobrana z A2. Jak widzimy, komórki których wartości są wykorzystywane do obliczenia B1 zależą od wartości C1. W tej sytuacji mówimy o dynamicznych zależnościach między komórkami (a ogólniej, w kontekście systemów kompilacji – zadaniami). Tutaj mamy tylko jeden stopień pośredniości, bo zależności B1 są determinowane przez wejście C1. Ogólniej, stopień pośredniości może być dowolnie duży. W tej sytuacji, mechanizm z sortowaniem topologicznym wykorzystywany w Make’u nie będzie właściwy, gdyż nie możemy a priori – bez spoglądnięcia na stany innych komórek – ustalić właściwego porządku budowania zadań.

Mechanizm porządkowania komórek w procesie ich obliczania jest w Excelu trochę bardziej skomplikowany. Mechanizm utrzymuje komórki w ciągu. W procesie budowania, Excel oblicza wartości komórek zgodnie ze skonstruowanym ciągiem. W sytuacji gdy komórka A potrzebuje wyniku innej, jeszcze nie obliczonej komórki N, Excel przerywa obliczanie A i przesuwą N przed A oraz wzawia obliczanie wartości zaczynając od N. Po zakończeniu budowania, otrzymany ciąg komórek ma taką własność że ponowne budowanie przy niezmiennych wejściach odbędzie się bez restartów. Ciąg pełni funkcję aproksymacji właściwego porządku obliczania komórek. Chcąc określić które komórki muszą być obliczone ponownie, Excel dla każdej komórki utrzymuje informację czy jest ona brudna. Komórki stają się brudne, gdy:

- są wejściem i ich wartość zostanie zmieniona,
- ich formuła zostanie zmieniona,
- zawierają w formule funkcje, które uniemożliwiają statyczne określenie zależności – tak jak INDIRECT.

Łatwo zauważyć, że Excel nie jest zatem minimalnym systemem budowania gdyż z nadmiarem przyjmuje które komórki muszą być obliczone ponownie. Ponadto, Excel śledzi nie tylko zmiany w wartościach wejść ale także definicjach budowania zadań (formułach) co jest unikalną własnością w systemach kompilacji. Na ogół zmiana specyfikacji zadań wymusza na użytkowniku wywołanie pełnego procesu budowania.

### 3.1.3. Shake

Shake jest systemem kompilacji w którym zadania definiuje się pisząc programy w języku specjalnego przeznaczenia osadzonym w Haskellu. Można w nim tworzyć konfiguracje z dynamicznymi zależnościami, jednak w przeciwieństwie do Excela, Shake ma własność minimalności.

Zamiast konstruować ciąg zadań jak robi to Excel, Shake generuje w trakcie budowania graf zależności. Ponadto, w przypadku wystąpienia zadania zależnego od innego dotychczas nieobliczonego wstrzymuje obliczanie aktualnego i rozpoczyna budowanie wymaganego zadania. Gdy to się uda wraca do wstrzymanego zadania znając już potrzebny wynik by wznowić budowanie zadania.

Inną własnością, którą posiada Shake jest możliwość wykonywania wczesnego odcięcia – w sytuacji gdy jakieś zadanie zostało obliczone ponownie ale jego wynik się nie zmienia, nie ma potrzeby ponownego obliczania zadań którego od niego zależą – Make i Excel nie mają tej optymalizacji.

### 3.1.4. Bazel

Ostatnim przykładem systemu kompilacji jest Bazel, który powstał w odpowiedzi na zapotrzebowanie ze stronych dużych zespołów pracujących nad oprogramowaniem znacznej wielkości. W takich projektach, wiele osób może niezależnie budować te same fragmenty oprogramowania co prowadzi do marnowania zasobów obliczeniowych i czasu zespołu.

Bazel jest chmurowym systemem budowania – gdy użytkownik chce zbudować oprogramowanie, system sprawdza które z zadań mają niezmienione wejścia i zostały już przez kogoś zbudowane. Bazel skopiuje wyniki takich zadań do komputera użytkownika oszczędzając mu czas. Jako, że pojedynczy programista na ogół wykonuje zmiany zamknięte w pojedynczych modułach, wyniki wielu zadań pozostają niezmienne i jedynie niewielka część z zadań będzie musiało być ponownie zbudowanych.

Bazel śledzi zmiany sprawdzając wartości funkcji skrótu plików źródłowych. Gdy skrót pliku na komputerze użytkownika oraz serwerze systemu nie są zgodne, zadanie jest uznawane za nieaktualne i budowane od nowa, po czym wynik oraz nowe wartości funkcji skrótu są zapisywane na serwerze funkcjonującym dla użytkowników jako „pamięć podręczna” wyników budowania zadań.

Bazel nie wspiera aktualnie dynamicznych zależności. W procesie budowania wykorzystuje mechanizm restartowania zadań, a w celu określania które zadania muszą być przebudowane utrzymuje wartości i skróty wyników zadań oraz historię wykonanych komend budowania.

### 3.1.5. Wnioski

Przedstawione cztery systemy kompilacji pokazały nam różne stopnie dowolności dane autorowi zadań co do stopnia skomplikowania ich obliczania oraz mechanizmy służące budowaniu zadań i optymalizacje, które zmniejszają liczbę niepotrzebnie obliczanych zadań i umożliwiają niektórym systemom kompilacji osiągnięcie minimalności.

## 3.2. Abstrakcyjnie o systemach kompilacji

Po przedstawieniu aktualnego stanu rzeczy, autorzy proponują nomenklaturę i abstrakcyjną reprezentację przestrzeni związanej z systemami kompilacji.

### 3.2.1. Nomenklatura

Obiektem na którym operuje system kompilacji jest zasób (Store), który zbiorowi kluczy przypisuje wartości. W przypadku Excela jest to arkusz złożony z komórek, zaś w Make'u system plików. Celem systemu jest zmodyfikowanie stanu zasobu w takich sposób by wartości wszystkich kluczy były aktualne. System ma pamięć w formie utrzymywanych trwałych informacji na potrzeby kolejnych uruchomień. Użytkownik dostarcza opis zadań w formie instrukcji jak mają być skonstruowane w oparciu o wyniki innych zadań.

System kompilacji otrzymuje definicje zadań, zasób na którym działa oraz klucz, który ma zostać zaktualizowany, wraz z jego zależnościami. Po zakończeniu działania, wartość w Store związana ze wskazanym kluczem ma być aktualna.

### 3.2.2. Zasób oraz zadania

Autorzy proponują następującą abstrakcyjną reprezentację zadania oraz zadań (jako kompletu definicji zadań):

```
newtype Task c k v = Task (forall f. c f => (k -> f v) -> f v)
type Tasks c k v = k -> Maybe (Task c k v)
```

Zadanie oblicza swoją wartość korzystając z dostarczonej funkcji służącej uzyskiwaniu wartości innych zadań. Jest ono parametryzowane typem  $v$  zwracanej wartości, typem kluczy  $k$ . Jak widzimy, wartość nie jest zwracana wprost, a w nośniku nieznanym  $f$ , który spełnia jednak warunek  $c$ . Przykładami warunków w tym kontekście będą *Applicative* oraz *Monad*.

Zadania jest funkcją która kluczowi byćmoże przyporządkowuje definicję jak skonstruować zadanie identyfikowane wskazanym kluczem. Zadania wejściowe nie

mają do swoich kluczy przyporządkowanych definicji, a ich wartości są pobierane ze Store'a. Przykładowo, następującą instancję arkusza kalkulacyjnego:

```
A1: 10   B1: A1 + A2
A2: 20   B2: 2 * B1
```

możemy wyrazić w naszej abstrakcji tak:

```
sprsh1 :: Tasks Applicative String Integer
sprsh1 "B1" = Just $ Task $ \fetch → ((+) <$> fetch "A1" <*> fetch "A2")
sprsh1 "B2" = Just $ Task $ \fetch → ((*2) <$> fetch "B1")
sprsh1 _    = Nothing
```

Zasób jest abstrakcyjnym typem danych parametryzowanym typami kluczy, wartości oraz trwałej informacji wykorzystywanej przez system kompilacji:

```
data Store i k v
initialise :: i → (k → v) → Store i k v
getInfo :: Store i k v → i
putInfo :: i → Store i k v → Store i k v
getValue :: k → Store i k v → v
putValue :: Eq k => k → v → Store i k v → Store i k v
```

Autorzy definiują podstawowe operacje na zasobie do konstruowania go oraz pozyskiwania i aktualizacji trwałej informacji oraz wartości kluczy.

### 3.2.3. System kompilacji

Typ systemu kompilacji wynika wprost z jego definicji – otrzymuje definicje zadań, zasób oraz klucz, zakończeniu działania, wartość w Store związana ze wskazanym kluczem ma być aktualna:

```
type Build c i k v = Tasks c k v → k → Store i k v → Store i k v
```

Rozważmy teraz implementację bardzo prostego systemu budowania wyrażonego korzystając z przedstawionej abstrakcji:

```
busy :: Eq k => Build Applicative () k v
busy tasks key store = execState (fetch key) store
  where
    fetch :: k → State (Store () k v) v
    fetch k = case tasks k of
      Nothing → gets (getValue k)
      Just task → do v <- run task fetch
                    modify (putValue k v)
                    return v
```

System *busy* uruchamia obliczenie zadania w kontekście modyfikowalnego stanu. Służy on spamiętywaniu wartości obliczonych zadań. Gdy zadanie ma być obliczone, jeśli jest wejściowym to odczytana zostaje jego wartość ze Store'a, w przeciwnym

razie zostaje wykonana jego definicja. System ten, podobnie jak kolejne które zobaczymy później, składa się głównie z funkcji *fetch*, która determinuje jego sposób działania. System *busy* nie jest oczywiście minimalny ale chociaż działa poprawnie i jest punktem początkowym do konstrukcji właściwych systemów.

System taki możemy łatwo uruchomić na przykładowym zasobie. Będzie on słownikiem realizowanym jako funkcja – w ten sposób możemy łatwo ustalić wartość domyślną dla wszystkich wejściowych pól:

```
> store = initialise () (\key → if key == "A1" then 10 else 20)
> result = busy sprshl "B2" store
> getValue "B1" result
30
> getValue "B2" result
60
```

System działa i daje poprawne wyniki. Widzimy też, że przydaje nam się skwantyfikowanie ogólne parametru  $f$  w definicji zadania:

```
newtype Task c k v = Task (forall f. c f => (k → f v) → f v)
```

### 3.2.4. Polimorficzność zadania

Opakowanie wartości wynikowej umożliwia wykonywanie obliczeń z efektami ubocznymi, zaś kwantyfikator ogólny daje autorowi systemu kompilacji pełną swobodę doboru struktury, która będzie właściwa do jego potrzeb. W przypadku systemu *busy* jest to modyfikowalny stan, w którym przechowywany jest zasób.

Gdyby  $f$  było w pełni dowolne, nie dałoby się nic pożytecznego z nim zrobić, stąd musi być ograniczone przez pewne  $c$ . Co zaskakujące, to ograniczenie definiuje jak skomplikowane zależności mogą być między zadaniami. Rozważmy trzy popularne klasy typów w Haskellu:

- *Functor* – umożliwia nakładanie funkcji na wartość, którą opakowuje. Myśląc graficznie – pracując z funktorem, tworzymy ciąg obliczeń modyfikujących wartość.
- *Applicative* – umożliwia scalanie wielu wartości przez nakładanie na nich funkcji. Tutaj graf obliczeń wygląda jak skierowany graf acykliczny.
- *Monad* – w tym przypadku otrzymujemy dowolny graf, który jest ponadto dynamiczny. W procesie obliczeń możemy wyłuskiwać wartości i podejmować w oparciu o nie decyzje.

Autorzy dokonują więc niezwykle ciekawego odkrycia: zadania, w który typ  $f$  jest funktorem aplikatywnym, mogą mieć jedynie statyczne zależności zaś dynamiczne są możliwe gdy  $f$  jest monadą!

Tak więc oto, przykład z INDIRECT w Excelu możemy w Haskellu, korzystając z naszej abstrakcji, przedstawić następująco:

```
sprsh3 :: Tasks Monad String Integer
sprsh3 "B1" = Just $ Task $ \fetch → do
    c1 <- fetch "C1"
    fetch ("A" ++ show c1)
sprsh3 _ = Nothing
```

Jednocześnie widzimy, że nie moglibyśmy wyrazić z użyciem funktora aplikatywnego gdyż nie mielibyśmy jak wyłuskać wartości komórki z wywołania `fetch "C1"`.

Autorzy czynią kolejną obserwację, że nie tylko teoretycznie w modelu z zadaniami o statycznych zależnościach można skonstruować graf zależności ale także praktycznie – realizuje to w Haskellu zaskakująco prosta funkcja `dependencies`:

```
dependencies :: Task Applicative k v → [k]
dependencies task = getConst $ run task (\k → Const [k]) where
    run :: c f => Task c k v → (k → f v) → f v
    run (Task task) fetch = task fetch
```

Obliczenie wykonujemy korzystając funktora `Const`, który jest funktorem aplikatywnym gdy pracuje na monoidach – w tym przypadku listach. Jak widzimy, nigdzie nie jest wspomniany `Store`, co idzie w zgodzie z intuicją, że w przypadku zależności statycznych nie jest on nam potrzebny.

Jednocześnie, nie moglibyśmy w takich sposób poznać zależności zadań z monadą czyli dynamicznymi zależnościami, gdyż typ `Const` nie jest monadą. Najlepszym przybliżeniem funkcji `dependencies` jest `track`, która śledzi wywołania funkcji pozyskującej wartość zadania z wykorzystaniem transformera monad `WriterT`:

```
track :: Monad m => Task Monad k v → (k → m v) → m (v, [(k, v)])
track task fetch = runWriterT $ run task trackingFetch
where
    trackingFetch :: k → WriterT [(k, v)] m v
    trackingFetch k = do v <- lift (fetch k); tell [(k, v)]; return v
```

W tym przypadku, musimy już niestety pracować z zasobem. Przykładowo, możemy przetestować funkcję `track` korzystając z monady `IO`, a wartości wprowadzając za pomocą klawiatury:

```
> fetchIO k = do putStr (k ++ ": "); read <$> getLine
> track (fromJust $ sprsh2 "B1") fetchIO
C1: 1
B2: 10
(10, [("C1", 1), ("B2", 10)])
> track (fromJust $ sprsh2 "B1") fetchIO
C1: 2
A2: 20
(20, [("C1", 2), ("A2", 20)])
```



### 3.3. Planiści i rekompilatorzy

Autorzy proponują konstrukcję, w której system kompilacji jest definiowany przez dwa mechanizmy:

- planistę (scheduler) – który decyduje w jakiej kolejności zadania powinny być budowane oraz
- rekompilatora (rebuilder) – który określa czy dane zadanie powinno być ponownie zbudowane czy można odczytać jego wartość wynikową ze Store’a.

Nie robiąc tego wprost, rozważaliśmy już różne przykłady schedulerów i rebuildersów. Autorzy wyszczególniają trzy rodzaje planistów:

- topologicznego (topological) – który wykorzystuje fakt, że zadania mają statyczne zależności,
- restartującego (restarting) – który w przypadku napotkania w czasie obliczania zadanie na inne niezaktualizowane zadanie przerywa obliczanie bieżącego i kiedyś zacznie je od nowa,
- wstrzymującego (suspending) – który zamiast zaczynać od nowa wstrzymuje jedynie obliczanie zadania do czasu uzyskania żądanej wartości.

Autorzy abstrakcyjnie przedstawiają planistów i rekompilatorów jako typy:

```
type Scheduler c i ir k v = Rebuilder c ir k v → Build c i k v
type Rebuilder c ir k v = k → v → Task c k v → Task (MonadState ir) k v
```

Tak więc, system kompilacji powstaje przez scalenie jakiegoś schedulera z jakimś rebuilderm. Rebuilder otrzymując klucz zadania oraz jego aktualną wartość i sposób obliczania, tworzy nowe zadanie które w oparciu o wnioski rekompilatora albo zbuduje zadanie i zagreguje dane dla rebuildera na potrzeby kolejnych uruchomień albo zwrócić wartość ze Store’a jeśli jest ona aktualna.

W przypadku rekompilatorów, różnorodność jest trochę większa, wyszczególniamy rebuildery:

- Z brudnym bitem – czy to w formie dosłownego bitu dla każdej komórki jak to ma miejsce w Excelu, czy nietrywialnie przez weryfikowanie dat modyfikacji jak w Make’u – mechanizm jest oparty na oznaczaniu wszystkich zadań wejściowych których wartości się zmieniły od ostatniego uruchomienia systemu.
- Okruszki weryfikujące – które w procesie budowania rejestrują wartości funkcji skrótu uzyskanych wyników zadań i pamiętają, że na przykład zadanie A gdy miało wartość o skrócie 1 było zależne od zadanie B gdy to miało wartość o skrócie 2. W sytuacji gdy skróty są zgodne uznaje się, że ponowne obliczenie nie jest potrzebne.

- Okruszki konstruktywne – podobne do poprzedników, jednak funkcja skrótu jest funkcją identycznościową. Innymi słowy spamiętujemy całe wartości wynikowe zadań.
- Głębokie okruszki konstruktywne – zamiast dla każdego zadania rejestrować wartości zadań od których zależy, rejestruje się wartości zadań wejściowych które są w przechodnim domknięciu bycia zależnym. Wadą tego mechanizmu jest brak wsparcia dla niedeterministycznych zadań, które rozważają autorzy oraz brak możliwości wykonania wczesnego odcięcia, gdyż nie spoglądamy na wartości od których zadanie zależy bezpośrednio.

Sposób skategoryzowania systemów kompilacji przedstawiony przez autorów prowadzi do podziału przestrzeni tych systemów na 12 komórek, z czego 8 jest zamieszkałych przez istniejące rozwiązania:

Rekompilator	Planista		
	Topologiczny	Restartujący	Wstrzymujący
Brudny bit	Make	Excel	-
Okruszki weryfikujące	Ninja	-	Shake
Okruszki konstruktywne	CloudBuild	Bazel	-
Głębokie okruszki konstruktywne	Buck	-	Nix

### 3.4. Implementowanie systemów

Mając już ustaloną klasyfikację oraz definicje abstrakcyjnych konstrukcji i typów w Haskellu, można zaimplementować planistów i rekompilatorów. Wtedy utworzenie implementacji znanych systemów kompilacji (a nawet tych, które dotychczas były tylko pustymi polami w tabeli) jest zwykłym zaaplikowanie rebuildera do schedulera. Wszystkie implementacje przedstawione przez autorów „Build systems à la carte” są dostępne w tekstach artykułów [7,8] oraz w repozytorium <https://github.com/snowleopard/build> w serwisie GitHub.

W rozdziale 5 zobaczymy, jak taka implementacja przebiega w języku z efektami algebraicznymi i uchwytami.

## Rozdział 4.

# Efekty algebraiczne i uchwyt w praktyce

### 4.1. Języki programowania z efektami algebraicznymi

Zainteresowanie efektami algebraicznymi oraz uchwytami doprowadziło do powstania w ostatnich latach wielu bibliotek dla języków popularnych w środowisku akademickim i pasjonatów języków funkcyjnych – Haskell (extensible-effects<sup>1</sup>, fused-effects<sup>2</sup>, polysemy<sup>3</sup>), Scali (Effekt<sup>4</sup>, atnos-org/eff<sup>5</sup>) i Idris (Effects<sup>6</sup>).

Związana z językiem OCaml jest inicjatywa ocaml-multicore<sup>7</sup>, której celem jest stworzenie implementacji OCaml’a ze wsparciem dla współbieżności oraz współdzielonej pamięci, a cel ten jest realizowany przez wykorzystanie konceptu efektów i uchwytów.

Badania nad efektami i uchwytami przyczyniły się także do powstania kilku eksperymentalnych języków programowania w których efekty i uchwyt są obywatelami pierwszej kategorii. Do języków tych należą:

- Eff<sup>8</sup> – powstający z inicjatywy Andreja Bauera and Matija Pretnara język o ML-podobnej składni,
- Frank<sup>9</sup> [5] – pod przewodnictwem Sama Lindley’a, Conora McBride’a oraz Craiga McLaughlin’a projektowany z tęsknoty do ML’a, a jednocześnie upodobańca do Haskell-owej dyscypliny,

---

<sup>1</sup><https://hackage.haskell.org/package/extensible-effects>

<sup>2</sup><https://hackage.haskell.org/package/fused-effects>

<sup>3</sup><http://hackage.haskell.org/package/polysemy>

<sup>4</sup><https://github.com/b-studios/scala-effekt>

<sup>5</sup><https://github.com/atnos-org/eff>

<sup>6</sup>[https://www.idris-lang.org/docs/current/effects\\_doc/](https://www.idris-lang.org/docs/current/effects_doc/)

<sup>7</sup><https://github.com/ocaml-multicore/ocaml-multicore/wiki>

<sup>8</sup><https://www.eff-lang.org/>

<sup>9</sup><https://github.com/frank-lang/frank>

- Koka<sup>10</sup> – kierowany przez Daana Leijena z Microsoft projekt badawczy; Koka ma składnię inspirowaną JavaScriptem,
- Helium<sup>11</sup> [3] – powstały w Instytucie Informatyki Uniwersytetu Wrocławskiego, z ML-podobnym systemem modułów i lekkimi naleciałościami z Haskellu.

## 4.2. Helium

Używając właśnie języka Helium, zobaczmy jak w praktyce wygląda programowanie z efektami algebraicznymi oraz uchwytami, zaś w następnym rozdziale spróbujemy zaimplementować wyniki uzyskane w „Build systems à la carte” [7, 8]. Po raz pierwszy Helium pojawia się w [3], służąc za narzędzie do eksperymentowania i umożliwienia konstrukcji bardziej skomplikowanych przykładów oraz projektów w celu przetestowania efektów i uchwytów w praktyce.

Rozważmy przykład prostego programu napisanego w Helium, w którym definiujemy pomocniczą funkcję *is\_negative* ustalającą czy liczba jest ujemna oraz *question*, która pyta użytkownika o liczbę i informuje czy liczba ta jest ujemna:

```
let is_negative n = n < 0

let question () =
  printStr "What is your favourite number? ";
  let num = readInt () in
  if is_negative num
  then printStr "This number is negative\n"
  else printStr "This number is nonnegative\n"
```

Sygnatura funkcji *is\_negative* wyznaczona przez system typów Helium, to jak łatwo się domysleć  $Int \rightarrow Bool$ . Gdy jednak zapytamy środowisko uruchomieniowe o typ funkcji *question* otrzymamy interesującą sygnaturę  $Unit \rightarrow [IO] Unit$ . W Helium, informacje o efektach występujących w trakcie obliczania funkcji są umieszczone w sygnaturach funkcji w kwadratowych nawiasach. W przypadku funkcji *question*, jej obliczenie powoduje wystąpienie efektu ubocznego związanego z mechanizmem wejścia/wyjścia.

```
printStr: String ->[IO] Unit
readInt: Unit ->[IO] Int
```

System inferencji typów wiedząc, że operacje *we/wy* są zadeklarowane z powyższymi sygnaturami wnioskuje, że skoro wystąpienia tychże operacji w kodzie *question* nie są obsługiwane przez uchwyt, to efekt *IO* wyjdzie poza tę funkcję.

<sup>10</sup><https://github.com/koka-lang/koka>

<sup>11</sup><https://bitbucket.org/pl-uwir/helium/src/master/>

Efekty *IO* oraz *RE* (runtime error) są szczególne, gdyż są dla nich zadeklarowane globalne uchwyt w bibliotece standardowej – jeśli efekt nie zostanie obsługowany i dotrze do poziomu środowiska uruchomieniowego, to ono zajmie się jego obsługą. Dla efektu *IO* środowisko skorzysta ze standardowego wejścia/wyjścia, zaś w przypadku wystąpienia efektu *RE*, obliczenie zostanie przerwane ze stosownym komunikatem błędu.

## 4.3. Przykłady implementacji uchwytów

### 4.3.1. Błąd

Zaimplementujemy kilka efektów ubocznych, zaczynając od efektu błędu, wraz z uchwytami dla nich. W Helium, efekt oraz powodujące go operacje definiuje się następująco:

```
signature Error =
| error : Unit => Unit
```

Stwórzmy funkcję podobną do *question*, z tym że nie będzie ona lubić wartości ujemnych:

```
let no_negatives_question () =
  printStr "What is your favourite number? ";
  let num = readInt () in
    if is_negative num
    then error ()
    else printStr "This number is nonnegative\n";
  printStr "Question finished\n"

let main () =
  handle no_negatives_question () with
  | error () => printStr "Error occured!\n"
end
```

Zdefiniowaliśmy efekt uboczny *Error* wraz z operacją *error*, która go powoduje. Operacja ta jest parametryzowana wartością typu *Unit* oraz jej (możliwy) wynik to także wartość z *Unit*. Definiujemy też funkcję *main* w której wywołujemy *no\_negatives\_question*, jednakże obliczenie wykonujemy w uchwycie w którym definiujemy co ma się wydarzyć, gdy w czasie obliczenia wystąpi efekt błędu spowodowany operacją *error*. W tym przypadku mówimy, że skutkuje ono wypisaniem wiadomości na standardowe wyjście. Nie wznowiamy obliczenia, stąd wystąpienie błędu skutkuje zakończeniem nadzorowanego obliczenia. Jeśli uruchomimy teraz program i podamy ujemną liczbę, zakończy się on komunikatem zdefiniowanym w uchwycie, a tekst „Question finished” nie zostanie wypisany – zgodnie z oczekiwaniami, obliczenie *no\_negatives\_question* nie zostało kontynuowane po wystąpieniu błędu.

Jeśli pewnego uchwytu zamierzamy używać wiele razy, możemy przypisać mu identyfikator – w Helium uchwytów są wartościami:

```
let abortOnError =
  handler
  | error () => printStr "Error occured!\n"
end
```

zmodyfikujemy funkcję *main* by korzystać ze zdefiniowanego uchwytu:

```
let main () =
  handle no_negatives_question () with abortOnError
```

Na potrzeby przykładu, możemy rozważyć spokojniejszy uchwyt dla wystąpień *error*, który wypisze ostrzeżenie o wystąpieniu błędu ale będzie kontynuował obliczenie:

```
let warnOnError =
  handler
  | error () => printStr "Error occured, continuing...\n"; resume ()
end
```

Jeśli skorzystamy z tego uchwytu w programie, po wyświetleniu ostrzeżenia obliczenie *no\_negatives\_question* zostanie wznowione i na ekranie zobaczymy komunikat „Question finished”. Specjalna funkcja *resume*, dostępna w uchwycie reprezentuje kontynuację obliczenia, które zostało przerwane wystąpieniem operacji powodującej efekt uboczny.

#### 4.3.2. Niedeterminizm

Powróćmy do problemu, który w rozdziale drugim był inspiracją do rozważania niedeterminizmu – sprawdzanie czy formuła jest spełnialna oraz czy jest tautologią. Przedstawiliśmy wtedy uchwytów dla obu tych problemów w naszej notacji. Implementacja efektu niedeterminizmu, operacji *amb* oraz uchwytów wraz z wykorzystaniem ich wygląda następująco:

```
signature NonDet =
| amb : Unit => Bool

let satHandler =
  handler
  | amb () / r => r True || r False
end

let tautHandler =
  handler
  | amb () / r => r True && r False
end
```

```

let formula1 x y z = (not x) && (y || z)

let main () =
  let ret = handle
    let (x, y, z) = (amb (), amb (), amb ()) in
    formula1 x y z
  with satHandler in
  if ret then printStr "Formula is satisfiable\n"
  else printStr "Formula is not satisfiable\n"

```

Będziemy sprawdzać czy formuła wyrażona za pomocą funkcji *formula1* jest spełnialna. W tym celu w funkcji *main*, wewnątrz uchwytu, niedeterministycznie ustalamy wartości zmiennych *x*, *y*, *z* po czym obliczamy wartość funkcji *formula1*. Wartość obsługiwanego wyrażenia, którą przypisujemy do zmiennej *ret*, jest następnie wykorzystana do wypisania komunikatu. Ponadto – w celu demonstracji możliwości języka – w uchwytach zamiast kontynuować obliczenie używając *resume*, przypisujemy kontynuacji nazwę *r*.

W Helium, uchwytów mogą posiadać przypadki nie tylko dla operacji związanych z jakimś efektem ale także dwa specjalne: *return* oraz *finally*. Pierwszy jest wykonywany, gdy obliczenie pod kontrolą uchwytu kończy się zwracając wynik, przypadek *return* jako argument otrzymuje wynik obliczenia. Zaś *finally* otrzymuje jako argument obliczenie obsługiwane przez uchwyt i jest uruchamiane na początku działania uchwytu. Domyślnie przypadki te są zaimplementowane jako:

```

handler
| return x => x
| finally f => f
end

```

Możemy je jednak sprytnie wykorzystać. Przykładowo, zamiast tylko sprawdzać czy formuła jest spełnialna, możemy sprawdzić przy ilu wartościowaniach jest prawdziwa:

```

let countSatsHandler =
  handler
  | return x => if x then 1 else 0
  | amb () / r => r True + r False
  end

let main () =
  let ret = handle
    let (x, y, z) = (amb (), amb (), amb ()) in
    formula1 x y z
  with countSatsHandler in
  printStr (stringOfInt ret ++ " satisfying interpretations\n")

```

Gdy obliczenie się kończy, zamiast zwracać czy formuła jest spełniona zwracamy 1 albo 0, w zależności czy formuła przy aktualnym wartościowaniu jest speł-

niona. Gdy obsługujemy niedeterministyczny wybór, kontynuujemy obliczenie dla obu możliwych wartości boolowskich po czym dodajemy wyniki. Wykorzystując *finally* możemy włączyć komunikat o liczbie wartościowań do uchwytu:

```
let countAndWriteSatsHandler =
  handler
  | return x => if x then 1 else 0
  | amb () / r => r True + r False
  | finally ret => printStr (stringOfInt ret ++ " satisfying
    interpretations\n")
end

let main () =
  handle
    let (x, y, z) = (amb (), amb (), amb ()) in
    formula1 x y z
  with countAndWriteSatsHandler
```

Tutaj wykorzystanie *finally* jest lekkim nadużyciem, jak jednak za chwilę zobaczymy, konstrukcja ta jest bardzo przydatna.

### 4.3.3. Modyfikowalny stan

Rozważmy następujący przypadek dla *return* w uchwycie:

```
handler
(* ... *)
| return x => fn s => x
end
```

Wartość obliczenia, zamiast być jego wynikiem, jest funkcją. Co za tym idzie, w tym uchwycie kontynuacje nie będą funkcjami zwracającymi wartości lecz funkcje. W ten sposób możemy parametryzować dalsze obliczenia nie tylko wartościami zwracanymi przez operacje (zgodnie z ich sygnaturą) ale także wymyślonymi przez nas – autorów uchwytu. Zauważmy jednak, że parametr ten nie jest widoczny w obsługiwanym obliczeniu, a jedynie w uchwycie. Co więcej, skoro wynik obsługiwanego obliczenia jest teraz funkcją, a nie wartością to by użytkownik uchwytu nie zauważył niezgodności typów musimy funkcję tą uruchomić z jakimś parametrem – tutaj właśnie przychodzi naturalny moment na wykorzystanie konstrukcji *finally*.

Definiujemy efekt stanu z operacją jego odczytu oraz modyfikacji:

```
signature State (T: Type) =
| get : Unit => T
| put : T => Unit
```

Efekt jak i operacje są polimorficzne ze względu na typ wartości stanu. Zdefiniujemy teraz standardowy uchwyt dla efektu stanu. Skorzystamy z faktu, że uchwyt



są w Helium wartościami, stąd w szczególności mogą być wynikiem funkcji. Funkcja ta będzie u nas parametryzowana wartością początkową stanu:

```
let evalState init =
  handler
  | return x => fn _ => x
  | put s    => fn _ => (resume ()) s
  | get ()   => fn s => (resume s) s
  | finally f => f init
end
```

Gdy obliczenie się kończy, zamiast wartość, zwracamy funkcję która ignoruje argument, a zwraca właściwy wynik obliczenia. Ten argument będzie bieżącą wartością stanu. W konsekwencji przypadki dla operacji też muszą być funkcjami. Dla *put* nie musimy odczytywać aktualnej wartości stanu, stąd wartość tą ignorujemy. Obliczenie wznowiamy z wartością jednostkową. Jak jednak wiemy, wynikiem będzie nie zwykła wartość lecz funkcja, której u nas dajemy wartość stanu. Stąd podajemy jej nową wartość stanu, którą parametryzowana była operacja *put*. W przypadku *get* postępujemy podobnie – jednak tym razem odczytamy argument funkcji i prześlemy go do kontynuacji. Niezmiennie kontynuacja zwraca funkcję, której prześlemy aktualną wartość stanu. Pozostaje rozstrzygnąć co zrobić w przypadku *finally*. Skoro jednak przerobiliśmy obliczenie ze zwracającego wartość do takiego, które zwraca funkcję oczekującą wartości stanu, to możemy podać mu wartość początkową – określoną przez użytkownika uchwytu.

Jeśli chcemy aby obliczenie zwracało nie tylko wartość wynikową ale także końcowy stan, wystarczy że zmodyfikujemy przypadek dla *return*:

```
let runState init =
  handler
  | return x => fn s => (s, x)
  | get () => fn s => resume s s
  | put s => fn _ => resume () s
  | finally f => f init
end
```

Dzięki zdefiniowanemu efektowi ubocznemu, operacjom oraz uchwytom możemy teraz łatwo wykonywać obliczenia ze stanem:

```
let stateful () =
  let n = 2 * get () in
  let m = 10 + get () in
  put (n + m);
  m - n

let main () =
  let init = 2 in
  let (state, ret) = handle stateful () with runState init in
  printStr "Started with "; printInt init;
```

```

printStr "Finished with "; printInt state;
printStr "Returned "; printInt ret

(*
  Started with 2
  Finished with 16
  Returned 8
*)

```

#### 4.3.4. Efekt rekursji

W niektórych językach ML-podobnych (jak na przykład OCaml czy Helium) chcąc by w ciele definicji funkcji był widoczny jej identyfikator, trzeba zadeklarować ją używając słów kluczowych *let rec*:

```

let rec fib n = if n = 0 then 0 else
                if n = 1 then 1 else
                fib (n-1) + fib (n-2)

```

Co ciekawe, dzięki własnym efektom i operacjom możemy tworzyć funkcje rekurencyjne, które nie używają jawnie rekursji:

```

signature Recurse (A: Type) (B: Type) =
| recurse : A => B

let fib n = if n = 0 then 0 else
            if n = 1 then 1 else
            recurse (n-1) + recurse (n-2)

let rec withRecurse f init =
  handle 'a in f 'a init
  with
  | recurse n => resume (withRecurse f n)
end

```

Konstrukcja *handle 'a in* służy doprecyzowaniu który efekt ma być obsłużony przez uchwyt – jest przydatna w przypadku niejednoznaczności gdy używamy wielu instancji tego samego efektu lub dla ułatwienia rozumienia kodu.

Możemy w ten sposób definiować także funkcje wzajemnie rekurencyjne:

```

let is_even n = if n = 0 then True
                else recurse (n - 1)

let is_odd n = if n = 0 then False
               else recurse (n - 1)

let rec withMutualRec me init other =
  handle 'a in me 'a init with

```

```

    | recurse n => resume (withMutualRec other n me)
  end

let even n = withMutualRec is_even n is_odd

let main () =
  let n = 10 in
  printInt n;
  if even n
  then printStr "is even"
  else printStr "is odd"

```

Utrzymujemy informację, która funkcja jest aktualnie wykonywana i gdy prosi o wywołanie rekurencyjne uruchamiamy obliczanie drugiej funkcji po czym wynik przekazujemy do kontynuacji.

#### 4.3.5. Wiele efektów na raz – porażka i niedeterminizm

Na koniec rozdziału, zobaczmy jak łatwo w Helium komponuje się efekty. Definiujemy efekty niedeterminizmu oraz porażki:

```

signature NonDet =
| amb : Unit => Bool

signature Fail =
| fail : {A: Type}, Unit => A

```

oraz bardzo proste uchwytty dla tych efektów:

```

let failHandler =
  handler
  | fail () => False
end

let ambHandler =
  handler
  | amb () / r => r True || r False
end

```

Definiujemy teraz funkcję sprawdzającą czy otrzymana formuła z trzema zmiennymi wolnymi jest spełnialna:

```

let is_sat (f: Bool -> Bool -> Bool -> Bool) =
  handle
  handle
    let (x, y, z) = (amb (), amb (), amb ()) in
    if f x y z then True else fail ()
  with failHandler
  with ambHandler

```

Jeśli formuła przy ustalonym wartościowaniu nie jest spełniona powoduje efekt porażki. Zwróćmy uwagę w jakiej kolejności są umieszczone uchwyt – niedeterminizmu na zewnątrz, zaś porażki wewnątrz. W ten sposób gdy wystąpi porażka, jej uchwyt zwróci fałsz, w wyniku czego nastąpi powrót do ostatniego punktu niedeterminizmu w którym jest jeszcze wybór. Dzięki temu wartość *is\_sat f* jest równa fałszowi tylko gdy przy każdym wartościowaniu nastąpi porażka. Zobaczmy teraz funkcję sprawdzającą czy otrzymana formuła jest tautologią:

```
let is_taut (f: Bool -> Bool -> Bool -> Bool) =
  handle
    handle
      let (x, y, z) = (amb (), amb (), amb ()) in
      if f x y z then True else fail ()
    with ambHandler
  with failHandler
```

Tutaj uchwyt dla porażki znajduje się na zewnątrz – wystąpienie porażki oznacza, że istnieje wartościowanie przy którym formuła nie jest prawdziwa, a w konsekwencji nie może być tautologią. Możemy teraz napisać zgrabną funkcję, która wypisze nam czy *formula1* jest spełnialna oraz czy jest tautologią:

```
let main () =
  printStr "Formula is ";
  if is_sat formula1
  then printStr "satisfiable and "
  else printStr "not satisfiable and ";
  if is_taut formula1
  then printStr "a tautology\n"
  else printStr "not a tautology\n"

(*
  Formula is satisfiable and not a tautology
*)
```

Z łatwością napisaliśmy program, który korzysta z wielu efektów ubocznych jednocześnie, mimo że żaden z nich (ani uchwyt) nie wie o istnieniu drugiego. Łączenie efektów jest bardzo proste, a kolejność w jakiej umieszczamy uchwytów umożliwia nam łatwe i czytelne definiowanie zachowania programu w przypadku wystąpienie któregoś z efektów.

Dzięki językowi Helium, przyjrzelśmy się z bliska efektom algebraicznym oraz uchwytom, zobaczyliśmy przykłady implementacji uchwytów oraz rozwiązań prostych problemów. Jesteśmy gotowi do podjęcia próby zaimplementowania systemów kompilacji z użyciem efektów i uchwytów – czego dokonamy w następnym rozdziale.

## Rozdział 5.

# Systemy kompilacji z użyciem efektów algebraicznych i uchwytów



## Rozdział 6.

# Podsumowanie i wnioski

...





# Bibliografia

- [1] A. Bauer. What is algebraic about algebraic effects and handlers?, 2018.
- [2] D. Biernacki, M. Piróg, P. Polesiuk, and F. Sieczkowski. Handle with care: relational interpretation of algebraic effects and handlers. *Proceedings of the ACM on Programming Languages*, 2(POPL):1–30, 2017.
- [3] D. Biernacki, M. Piróg, P. Polesiuk, and F. Sieczkowski. Abstracting algebraic effects. *Proceedings of the ACM on Programming Languages*, 3(POPL):1–28, 2019.
- [4] D. Biernacki, M. Piróg, P. Polesiuk, and F. Sieczkowski. Binders by day, labels by night: effect instances via lexically scoped handlers. *Proceedings of the ACM on Programming Languages*, 4(POPL):1–29, 2019.
- [5] S. Lindley, C. McBride, and C. McLaughlin. Do be do be do. *CoRR*, abs/1611.09259, 2016.
- [6] C. McBride. The frank manual. *Unpublished manual*, 2012.
- [7] A. Mokhov, N. Mitchell, and S. P. Jones. Build systems à la carte: Theory and practice. *Journal of Functional Programming*, 30, 2020.
- [8] A. Mokhov, N. Mitchell, and S. Peyton Jones. Build systems à la carte. *Proceedings of the ACM on Programming Languages*, 2(ICFP):1–29, 2018.
- [9] R. P. PIETERS, T. SCHRIJVERS, and E. RIVAS. Generalized monoidal effects and handlers.
- [10] G. Plotkin and J. Power. Semantics for algebraic operations. *Electronic Notes in Theoretical Computer Science*, 45:332–345, 2001.
- [11] G. Plotkin and J. Power. Computational effects and operations: An overview. 2002.
- [12] G. D. Plotkin and M. Pretnar. Handling algebraic effects. *arXiv preprint arXiv:1312.1399*, 2013.
- [13] M. Pretnar. An introduction to algebraic effects and handlers. invited tutorial paper. *Electronic notes in theoretical computer science*, 319:19–35, 2015.

- [14] J. Yallop and contributors. Effects bibliography. <https://github.com/yallop/effects-bibliography/>, 2016.