

Programmierparadigmen Cheat Sheet

Wintersemester 2023/24 | Linus Schöb (Vorlage von Darius Schefer, Max Schik)

Contents

Haskell	1
Lambda Calculus	3
Typen	4
Prolog	5
Unifikation	6
Parallelprogrammierung	7
Java	10
Compiler	12

Haskell

Referenzielle Transparenz: Im gleichen Gültigkeitsbereich bedeuten gleiche Ausdrücke stets das gleiche. Zwei verschiedene Ausdrücke, die zum gleichen Wert auswerten, können stets durch den anderen ersetzt werden, ohne die Bedeutung des Programms zu verändern.

General Haskell stuff

```
-- type definitions are right associative
foo :: a -> b -> c -> d
foo :: (a -> (b -> (c -> d)))
-- function applications are left associative
```

```
foo a b c d
((((foo a) b) c) d)
-- prefix notation takes precedence over infix notation
id' l = head l : tail l
```

```
-- pattern matching can use constructors and constants
```

```
head (x:x2:xs) = x
only [x] = x
first (Pair a b) = a
first (a, b) = a
response "hello" = "world"
```

```
-- alias for pattern matching
foo l@(x:xs) = l == (x:xs) -- returns true
```

```
-- guards
```

```
foo x y
| x > y = "bigger"
| x < y = "smaller"
```

```
| x == y = "equal"
| otherwise = "love"
```

```
-- case of does pattern matching
```

```
foo x = case x of
    [] -> "salad"
    [1] -> "apple"
    (420:1) -> "pear"
```

```
-- list comprehension
```

```
[foo x | x <- [1..420], x `mod` 2 == 0]
```

```
[0..5] == [0,1,2,3,4,5]
```

```
-- combine two functions
```

```
f :: a -> b
g :: b -> c
```

```
h :: a -> c
```

```
h = f . g
```

```
-- is the same as
```

```
h x = f $ g x
```

```
-- $ puts parens around everything right
```

```
-- type alias
```

```
type Car = (String,Int)
```

```
-- data types
```

```
data Tree a = Leaf
```

```
| Node (Tree a) a (Tree a)
```

```
deriving (Show)
```

```

-- defines interface
class Eq t where
  (==) :: t -> t -> Bool
  (/=) :: t -> t -> Bool
  -- default implementation
  x /= y = not $ x == y

class Coll c where
  contains :: (Ord t) =>
    (c t) -> t -> Bool

-- extends interface
class (Show t) => B t where
  foo :: (B t) -> String

-- implement interface
instance Eq Bool where
  True == True = True
  False == False = True
  True == False = False
  False == True = False

```

Idioms

```

-- backtracking
backtrack :: Conf -> [Conf]
backtrack conf
  | solution conf = [conf]
  | otherwise = concat $ map backtrack $ filter legal $ successors conf

solutions = backtrack initial

-- accumulator
-- linear recursion = only one recursive branch per call
-- end recursion = linear recursion + nothing to do with the result after recursive call
-- end recursion makes things memory efficient
fak n = fakAcc n 1
  where fakAcc n acc = if (n==0) then acc else fakAcc (n-1) (n*acc)
-- end of where is determined by indentation!

```

Important functions

See extra Cheat Sheet: <https://github.com/rudymatela/concise-cheat-sheets>

foldr can handle infinite lists (streams) if combinator does sometimes not depend on right rest. foldl cannot. Result is a list \Rightarrow probably want to use foldr

Additional built-ins:

```

-- in a list of type [(key, value)] returns first element where key matches given value
lookup :: Eq a => a -> [(a, b)] -> Maybe b
-- applies function until the predicate is true
until :: (a -> Bool) -> (a -> a) -> a -> a
-- returns true if the predicate is true for at least one element
any :: Foldable t => (a -> Bool) -> t a -> Bool
-- return true if the predicate is true for all elements
all :: Foldable t => (a -> Bool) -> t a -> Bool
-- return sorted copy of list
import Data.List (sort)
sort :: Ord a => [a] -> [a]

```

Custom implementations:

```

-- quicksort
qsort :: (Ord t) => [t] -> [t]
qsort [] = []
qsort (p:ps) = qsort (filter (<= p) ps) ++ p:qsort (filter (> p) ps)
-- remove consecutive duplicates (strong with sort)
uniq :: Eq a => [a] -> [a]
uniq [] = []
uniq (x:y:xs) | x == y = x:uniq xs
uniq (x:xs) = x:uniq xs
-- reverse list using fold
reverse = foldl (flip (:)) []

```

Lambda Calculus

General stuff

- Function application is left associative $\lambda x. f \ x \ y = \lambda x. ((f \ x) \ y)$
- untyped lambda calculus is turing complete

Primitive Operations

Let

- let $x = t_1$ in t_2 wird zu $(\lambda x. t_2) t_1$

Church Numbers

- $c_0 = \lambda s. \lambda z. z$
- $c_1 = \lambda s. \lambda z. s \ z$
- $c_2 = \lambda s. \lambda z. s \ (s \ z)$
- $c_3 = \lambda s. \lambda z. s \ (s \ (s \ z))$
- etc...
- **Successor Function**
 - $succ \ c_2 = c_3$
 - $succ = \lambda n. \lambda s. \lambda z. s \ (n \ s \ z)$
- **Arithmetic Operations**
 - $plus = \lambda m. \lambda n. \lambda s. \lambda z. m \ s \ (n \ s \ z)$
 - $times = \lambda m. \lambda n. \lambda s. n \ (m \ s)$
 - $exp = \lambda m. \lambda n. n \ m$
- $isZero = \lambda n. n \ (\lambda x. c_{false}) \ c_{true}$

Boolean Values

- $c_{true} = \lambda t. \lambda f. t$
- $c_{false} = \lambda t. \lambda f. f$
- $not = \lambda a. a \ c_{false} \ c_{true}$
- $and = \lambda a. \lambda b. a \ b \ a$
- $or = \lambda a. \lambda b. a \ a \ b$
- $xor = \lambda a. \lambda b. a \ (not \ b) \ b$
- $if = \lambda a. \lambda then. \lambda else. a \ then \ else$

Equivalences

α -equivalence (Renaming)

Two terms t_1 and t_2 are α -equivalent $t_1 \stackrel{\alpha}{=} t_2$ if t_1 and t_2 can be transformed into each other just by consistent (no collision) renaming of the bound variables. Example: $\lambda x. x \stackrel{\alpha}{=} \lambda y. y$

η -equivalence (End Parameters)

Two terms $\lambda x. f \ x$ and f are η -equivalent $\lambda x. f \ x \stackrel{\eta}{=} f$ if x is not a free variable of f . Example: $\lambda x. f \ a \ b \ x \stackrel{\eta}{=} f \ a \ b$

Reductions

β -reduction

A λ -term of the shape $(\lambda x. t_1) \ t_2$ is called a Redex. The β -reduction is the evaluation of a function application on a redex. (Don't forget to add parenthesis!)

$$(\lambda x. t_1) \ t_2 \Rightarrow t_1 [x \mapsto t_2]$$

A term that can no longer be reduced is called **Normal Form**. The Normal Form is unique. Terms that don't get reduced to Normal Form diverge (grow infinitely large). Example: $(\lambda x. x \ x) \ (\lambda x. x \ x)$

Full β -Reduction: Every Redex can be reduced at any time.

Normal Order: The leftmost outer redex gets reduced.

Call by Name (CBN): Reduce the leftmost outer Redex *if* not surrounded by a lambda. Example:

$$\begin{aligned} & (\lambda y. (\lambda x. y \ (\lambda z. z) \ x)) \ ((\lambda x. x) \ (\lambda y. y)) \\ \Rightarrow & (\lambda x. ((\lambda x. x) \ (\lambda y. y)) \ (\lambda z. z) \ x) \neq \end{aligned}$$

Call by Value (CBV): Reduce the leftmost Redex *that is* not surrounded by a lambda and whose argument is a value. A value is a term that can not be further reduced. Example:

$$\begin{aligned} & (\lambda y. (\lambda x. y \ (\lambda z. z) \ x)) \ ((\lambda x. x) \ (\lambda y. y)) \\ \Rightarrow & (\lambda y. (\lambda x. y \ (\lambda z. z) \ x)) \ (\lambda y. y) \\ \Rightarrow & (\lambda x. (\lambda y. y) \ (\lambda z. z) \ x) \neq \end{aligned}$$

Call by Name and Call by Value may not reduce to the Normal Form! Call by Name terminates more often than Call by Value.

Church-Rosser

The untyped λ is confluent: If $t \stackrel{*}{\Rightarrow} t_1$ and $t \stackrel{*}{\Rightarrow} t_2$ then there exists a t' with $t_1 \stackrel{*}{\Rightarrow} t'$ and $t_2 \stackrel{*}{\Rightarrow} t'$.

Recursion

Rekursive Funktion = Fixpunkt des Funktional

$Y = \lambda f. (\lambda x. f \ (x \ x)) \ (\lambda x. f \ (x \ x))$ is called the recursion operator. $Y \ G$ is the fixpoint of G .

Typen

Regelsysteme

- Term ψ herleitbar: “ $\vdash \psi$ ”
- Frege'scher Schlussstrich: aus dem über dem Strich kann man das unter dem Strich herleiten
- Prädikatenlogik erster Stufe:

$$\begin{array}{c} \Delta I \frac{\vdash \psi \quad \vdash \varphi}{\vdash \psi \wedge \varphi} \quad \Delta E_1 \frac{\vdash \psi \wedge \varphi}{\vdash \psi} \quad \Delta E_2 \frac{\vdash \psi \wedge \varphi}{\vdash \varphi} \\ \\ \forall E \frac{\vdash \forall x. \varphi}{\vdash \varphi[x \mapsto \psi]} \quad \forall I \frac{\vdash \varphi[x \mapsto c] \quad \text{Variable } c \text{ kommt nicht in } \varphi \text{ vor}}{\vdash \forall x. \varphi} \\ \\ MP \frac{\vdash \psi \Rightarrow \varphi \quad \vdash \psi}{\vdash \varphi} \quad LEM \frac{}{\vdash \varphi \vee \neg \varphi} \end{array}$$

- Beweiskontext: $\Gamma \vdash \phi$
 - ϕ unter Annahme von Γ herleitbar
 - Erleichtert Herleitung von $\phi \Rightarrow \psi$
 - Assumption Introduction $\frac{}{\Gamma, \phi \vdash \phi}$

Typsysteme

- Einfache Typisierung
 - $\vdash (\lambda x. 2) : bool \rightarrow int$
 - $\vdash (\lambda x. 2) : int \rightarrow int$
 - $\vdash (\lambda f. 2) : (int \rightarrow int) \rightarrow int$
- Polymorphe Typen
 - $\vdash (\lambda x. 2) : \alpha \rightarrow int$ (α ist implizit allquantifiziert)
- Nicht alle sicheren Programme sind typisierbar
 - Typisierbare λ -Terme (ohne **define**) haben Normalform \Rightarrow terminieren \Rightarrow sind nicht turing-mächtig
 - Typsystem nicht vollständig bzgl. β -Reduktion
 - * insb. Selbstapplikation im Allgemeinen nicht typisierbar
 - * damit auch nicht Y-Kombinator

Regeln

- “ $\Gamma \vdash t : \tau$ ”: im Typkontext Γ hat Term t den Typ τ
- Γ ordnet freien Variablen x ihren Typ $\Gamma(x)$ zu

$$\begin{array}{c} CONST \frac{c \in Const}{\Gamma \vdash c : \tau_c} \quad ABS \frac{\Gamma, x : \tau_1 \vdash t : \tau_2}{\Gamma \vdash \lambda x. t : \tau_1 \rightarrow \tau_2} \\ \\ VAR \frac{\Gamma(x) = \tau}{\Gamma \vdash x : \tau} \quad APP \frac{\Gamma \vdash t_1 : \tau_2 \rightarrow \tau \quad \Gamma \vdash t_2 : \tau_2}{\Gamma \vdash t_1 t_2 : \tau} \end{array}$$

Constraints:

$$\begin{array}{c} ABS \xrightarrow{\quad} \quad APP \xrightarrow{\quad} \\ \\ VAR \xrightarrow{\quad} \end{array}$$

Typschema

- “ $\forall \alpha_1. \dots \forall \alpha_n. \tau$ ” heißt *Typschema* (Kürzel ϕ)
 - Es bindet freie Typvariablen $\alpha_1, \dots, \alpha_n$ in τ
- VAR-Regel muss angepasst werden:

$$VAR \frac{\Gamma(x) = \phi \quad \phi \succeq \tau}{\Gamma \vdash x : \tau}$$

- Neu:

$$LET \frac{\Gamma \vdash t_1 : \tau_1 \quad \Gamma, x : ta(\tau_1, \Gamma) \vdash t_2 : \tau_2}{\Gamma \vdash \text{let } x = t_1 \text{ in } t_2 : \tau_2}$$

- $ta(\tau, \Gamma)$: Typabstraktion
 - Alle freien Typvariablen von τ , die nicht frei in Typannahmen von Γ vorkommen, werden allquantifiziert; also alle “wirklich unbekannten” (auch global)

Typinferenz

Gegeben: Term t und Typannahmen Γ

Gesucht: Lösung (σ, τ) , sodass $\sigma \Gamma \vdash t : \tau$

1. Erstelle Herleitungsbaum anhand syntaktischer Struktur und Typisierungsregeln; dabei:
 - verwende zunächst überall rechts von $:$ frische Typvariablen α_i
 - extrahiere Gleichungssystem C für die α_i gemäß Regeln
2. Bestimme mgu σ von C
3. Lösung: $(\sigma, \sigma(\alpha_1))$, wobei α_1 erste Typvariablen für t

Bei LET:

1. Sammle Gleichungen aus linkem Teilbaum in C_{let}
2. Berechne σ_{let} von C_{let}
3. $\Gamma' := \sigma_{let}, x : ta(\sigma_{let}(\alpha_i), \sigma_{let}(\Gamma))$
4. Benutze Γ' im rechten Teilbaum

Prolog

Generelles Zeug

Prolog ist nicht vollständig da die nächste Regel deterministisch gewählt wird, daher können Endlosschleifen entstehen und keine Lösung gefunden werden obwohl sie existiert.

Kleingeschriebene Wörter sind Atome. Großbuchstaben sind Variablen. `_` ist Platzhalter-Variable.

Prädikat heißt deterministisch gdw. es stets auf höchstens eine Weise erfüllt werden kann.

% Prolog erfüllt Teilziele von links nach rechts

```
foo(X) :- subgoal1(X), subgoal2(X), subgoal3(X).
```

% != Cut = alles links (inklusive Prädikat links von :-) ist nicht reerfüllbar.

% Arten von Cuts:

% - Blauer Cut: beeinflusst weder Programmlaufzeit, noch -verhalten

% - Grüner Cut: beeinflusst Laufzeit, aber nicht Verhalten

% - Roter Cut: beeinflusst das Programmverhalten (häufig: letzten Wächter unnötig machen)

% Faustregel: Cut kommt, wenn wir sicher im richtigen Zweig sind, Ergebnisse danach

```
foo(X, Y) :- operation_where_we_only_want_the_first_result(X, Z), !, Y = Z.
```

% Idiom: generate and test

```
foo(X, Y) :- generator(X, Y), tester(Y).
```

% z.B.:

```
sqrt(X,Y) :- nat(Y),
             Y2 is Y*Y, Y3 is (Y+1)*(Y+1),
             Y2 <= X, X < Y3.
```

% Früher testen => effizienter

% == Arithmetik

% erstmal nur Terme:

```
2 - 1 \= 1.
```

% Auswerten mit "is":

```
N1 is N - 1.
```

% Arithmetische Vergleiche:

```
:=, \=, <,<=, >,>=
```

% Listen mit Cons:

```
[1,2,3] = [1|[2|[3|[]]]].
```

```
[1,2,3|[4,5,6,7]] = [1,2,3,4,5,6,7].
```

Wichtige Funktionen

Built-In:

% member(X, L): X ist in Liste L (alle Richtungen)

```
member(X,[X|R]).
```

```
member(X,[Y|R]) :- member(X,R).
```

% append(A, B, C): C = A ++ B (alle Richtungen)

```
append([],L,L).
```

```
append([X|R],L,[X|T]) :- append(R,L,T).
```

% reverse(L, R): R ist Liste L rückwärts (alle Richtungen)

```
reverse([],[]).
```

```
reverse([X|R],Y) :- reverse(R,Y1),append(Y1,[X],Y).
```

% N ist Langer der Liste L (alle Richtungen)

```
length(L, N).
```

% Pruft, ob Predikat X erfullbar ist (NICHT: findet Instanziierung, sodass X nicht erfullt ist)

```
not(X) :- call(X),!,fail.
```

```
not(X).
```

% Pruft, dass nicht gleich (alle Richtungen)

```
dif(X, Y) :- when(?(X,Y), X \= Y)
```

% Meta

```
atom(X). % Pruft ob X ein Atom ist
```

```
integer(X). % Pruft ob X eine Zahl ist
```

```
atomic(X). % Pruft ob X ein Atom oder eine Zahl ist
```

Weiter:

```
% Prüft ob Permutation voneinander. Iteriert durch alle Permutationen bei Reerfüllung (alle Richtungen)
permute([], []).
permute([X|R], P) :- permute(R, P1), append(A, B, P1), append(A, [X|B], P).

% lookup(N, D, A) mit A uninstantiiert: A <- D[N] nachschauen
% lookup(N, D, A) mit A instantiiert: D[N] <- A setzen
lookup(N, [(N,A)|_], A1) :- !, A=A1.
lookup(N, [_|T], A) :- lookup(N, T, A).
```

Unifikation

Unifikator

- Gegeben: Menge C von Gleichungen über Terme
- Gesucht ist eine Substitution σ , die alle Gleichungen erfüllt: **Unifikator**
 - σ unifiziert Gleichung " $\theta = \theta'$ ", falls $\sigma\theta = \sigma\theta'$
 - σ unifiziert C , falls $\forall c \in C$ gilt: σ unifiziert c
 - Schreibweise für Substitution: $[Y \rightarrow f(a, b), D \rightarrow b, X \rightarrow g(b), Z \rightarrow b]$
→ soll eigentlich outline von einem Dicken Pfeil sein.
- **most general unifier** ist der allgemeinste Unifikator (mit den wenigsten unnötigen Ersetzungen/Annahmen)
 - σ ist mgu gdw. \forall Unifikator $\gamma \exists$ Substitution $\delta : \gamma = \delta \circ \sigma$

Robinson-Unifikationsalgorithmus: **unify(C)** =

```
if C == ∅ then []
else let {θl = θr} ∪ C' = C in
  if θl == θr then unify(C')
  else if θl == Y and Y ∉ FV(θr) then unify([Y → θr]C') ∘ [Y → θr]
  else if θr == Y and Y ∉ FV(θl) then unify([Y → θl]C') ∘ [Y → θl]
  else if θl == f(θl1, ..., θln) and θr == f(θr1, ..., θrn)
    then unify(C' ∪ {θl1 = θr1, ..., θln = θrn})
  else fail
```

Intuitiv: - Nimm immer irgendeine Gleichung - schon gleich \Rightarrow ignorieren - eine Seite Variable \Rightarrow substituiere sie durch andere Seite - beide Seiten gleiches, gleichstelliges Wurzelatom \Rightarrow Argumente gleichsetzen

unify(C) terminiert und gibt **mgu** für C zurück, falls C unifizierbar, ansonsten **fail**.

Resolution

Resolutionsregel:

$$\frac{(\tau_1, \tau_2, \dots, \tau_n; \gamma) \text{ Terme plus Substitution; } \quad \alpha : -\alpha_1, \dots, \alpha_k \text{ eine Regel; } \quad \sigma \text{ mgu von } \alpha \text{ und } \gamma(\tau_1)}{(\alpha_1, \dots, \alpha_k, \tau_2, \dots, \tau_n; \sigma \circ \gamma)}$$

- γ : bisherige Substitution (wird am Ende ausgegeben)
- $P \vdash \dots$ heißt herleitbar/abarbeitbar durch logisches Programm P
- $P \models \dots$ heißt logische Konsequenz logisches Programm P
- Resolutionsregel ist korrekt: $P \vdash \tau_1, \dots, \tau_n \Rightarrow P \models \tau_1, \dots, \tau_n$
- Resolutionsregel ist vollständig: $P \models \tau_1, \dots, \tau_n \Rightarrow P \vdash \tau_1, \dots, \tau_n$
- Prolog ist korrekt, aber nicht vollständig (wegen deterministischer Regelwahl)

Parallelprogrammierung

Uniform Memory access (UMA): .

Parallelismus: Mindestens zwei Prozesse laufen gleichzeitig.

Concurrency: Mindestens zwei Prozesse machen Fortschritt.

Speedup: $S(n) = \frac{T(1)}{T(n)} = \frac{\text{execution time if processed by 1 processor}}{\text{execution time if processed by n processors}}$

Amdahls' Law: $S(n) = \frac{1}{(1-p) + \frac{p}{n}}$ with p = parallelizable percentage of program

Data Parallelism: Die gleiche Aufgabe wird parallel auf unterschiedlichen Daten ausgeführt.

Task Parallelism: Unterschiedliche Aufgaben werden auf den gleichen Daten ausgeführt.

Flynn's Taxonomy

Name	Beschreibung	Beispiel
SISD	a single instruction stream operates on a single memory	von Neumann Architektur
SIMD	one instruction is applied on homogeneous data (e.g. an array)	vector processors of early supercomputer
MIMD	different processors operate on different data	multi-core processors
MISD	multiple instructions are executed simultaneously on the same data	redundant architectures, Pipelines

C/C++

Deklaration vor Verwendung (insbesondere bei Hilfsfunktionen!). Deklaration != Definition.

```
// Arrays vs Pointers
int arr[] = { 45, 67, 89 };
int *p;
p = arr; // p is assigned the address of the first element of arr
p = &arr[0]; // same effect as above
// p and arr are almost always interchangeable, except when using with extern and lying in one declaration
int matrix[4][4];

// always fetch from main memory; no registers, no optimization
volatile int x;
```

MPI

Meta

```
// default communicator, i.e. the collection of all processes
MPI_Comm MPI_COMM_WORLD;

// get the number of processing nodes
int MPI_Comm_size(MPI_Comm comm, int *size);

// get the rank for the processing node, root node has rank 0
int MPI_Comm_rank(MPI_Comm comm, int *rank);

// initializes MPI
int MPI_Init(int *argc, char ***argv);
// usage in main:
MPI_Init(&argc, &argv);

// Cleans up MPI (called in the end)
int MPI_Finalize();

// blocks until all processes have called it
int MPI_Barrier(MPI_Comm comm);
```

Main Operations

```
// send communication modes
MPI_Send(); // standard: implementation dependent (maybe heuristic optimizing)
MPI_Bsend(); // buffered: forced buffering, no synchronization
MPI_Ssend(); // synchronous: no buffer, forced synchronization (both sides wait for each other)
MPI_Rsend(); // ready: no buffer, no synchronization -> matching receive must already be initiated
// only one receive mode -> matches all sends

// parameters are the same for all communication modes:
int MPI_Send(void *buf, int count, MPI_Datatype datatype, int dest, int tag, MPI_Comm comm);
                                     MPI_INT, MPI_LONG_LONG_INT, MPI_CHAR // data types
int MPI_Recv(void *buf, int count, MPI_Datatype datatype,
             int source, int tag, MPI_Comm comm, MPI_Status *status);
             MPI_ANY_SOURCE MPI_ANY_TAG // wildcards

// simultaneous send and receive
int MPI_Sendrecv(void *sendbuf, int sendcount, MPI_Datatype sendtype, int dest, int sendtag,
                 void *recvbuf, int recvcount, MPI_Datatype recvtype, int source, int recvtag,
                 MPI_Comm comm, MPI_Status *status)
// use the same buffer for send and receive (in a OUT-IN fashion)
int MPI_Sendrecv_replace(void *buf, int count, MPI_Datatype datatype, int dest, int sendtag,
                        int source, int recvtag,
                        MPI_Comm comm, MPI_Status *status)

// blocking operations block until the buffer can be (re)used
// orthogonally, all operations have a non-blocking/immediate counterpart:
int MPI_Isend(void *buf, int count, MPI_Datatype datatype, int dest, int tag,
              MPI_Comm comm, MPI_Request* request);
int MPI_Irecv(void *buf, int count, MPI_Datatype datatype, int source, int tag,
              MPI_Comm comm, MPI_Request* request);

// send and receive operations can be checked for completion (flag == 1 iff completed)
int MPI_Test(MPI_Request* r, int* flag, MPI_Status* s);
// blocking check
int MPI_Wait(MPI_Request* r, MPI_Status* s);
```

There is no global order on communication events, but events within the same sender-receiver pair stay in order.

Collective Operations

```
int MPI_Bcast(void* buffer, int count, MPI_Datatype t, int root, MPI_Comm comm);
```

$$\left[\begin{array}{ccc} A_0 & A_1 & A_2 \end{array} \right] \xrightarrow{\text{Broadcast}} \left[\begin{array}{ccc} A_0 & A_1 & A_2 \\ A_0 & A_1 & A_2 \\ A_0 & A_1 & A_2 \end{array} \right]$$

```
int MPI_Scatter(void *sendbuf, int sendcount, MPI_Datatype sendtype,
               void *recvbuf, int recvcount, MPI_Datatype recvtype, int root, MPI_Comm comm)
```

```
int MPI_Gather(void *sendbuf, int sendcount, MPI_Datatype sendtype,
               void *recvbuf, int recvcount, MPI_Datatype recvtype, int root, MPI_Comm comm)
```

```
int MPI_Scatterv(void* sendbuf, int* sendcounts, int* displacements, MPI_Datatype sendtype,
                 void* recvbuf, int recvcount, MPI_Datatype recvtype, int root, MPI_Comm comm)
```

Usually: sendcount = recvcount (here 1)

sendcounts[i] = how many elements to send to proc i

`displacements[i]` = first element to send to proc i (no overlap allowed, but gaps

$$\begin{bmatrix} A_0 & A_1 & A_2 \end{bmatrix} \xrightleftharpoons[\text{gather}]{\text{scatter}} \begin{bmatrix} A_0 \\ A_1 \\ A_2 \end{bmatrix}$$

```
int MPI_Allgather(void *sendbuf, int sendcount, MPI_Datatype sendtype,
                 void *recvbuf, int recvcount, MPI_Datatype recvtype, MPI_Comm comm)
```

$$\begin{bmatrix} A_0 \\ B_0 \\ C_0 \end{bmatrix} \xrightarrow{\text{Allgather}} \begin{bmatrix} A_0 & B_0 & C_0 \\ A_0 & B_0 & C_0 \\ A_0 & B_0 & C_0 \end{bmatrix}$$

```
int MPI_Alltoall(void *sendbuf, int sendcount, MPI_Datatype sendtype,
                void *recvbuf, int recvcount, MPI_Datatype recvtype,
                MPI_Comm comm)
```

(like matrix transposing, `sendcount` = `recvcount` = size of one cell of the matrix = usually 1)

$$\begin{bmatrix} A_0 & A_1 & A_2 \\ B_0 & B_1 & B_2 \\ C_0 & C_1 & C_2 \end{bmatrix} \xrightarrow{\text{Alltoall}} \begin{bmatrix} A_0 & B_0 & C_0 \\ A_1 & B_1 & C_1 \\ A_2 & B_2 & C_2 \end{bmatrix}$$

```
int MPI_Reduce(void *sendbuf, void *recvbuf, int count, MPI_Datatype datatype,
               MPI_Op op, int root, MPI_Comm comm);
```

$$\begin{bmatrix} A_0 & A_1 & A_2 \\ B_0 & B_1 & B_2 \\ C_0 & C_1 & C_2 \end{bmatrix} \xrightarrow{\text{Reduce}} \begin{bmatrix} A_0 + B_0 + C_0 & A_1 + B_1 + C_1 & A_2 + B_2 + C_2 \end{bmatrix}$$

op can be:

- Logical: `MPI_LAND`, `MPI_BAND`, `MPI_LOR`, `MPI BOR`, ...
 - Arithmetic: `MPI_MAX`, `MPI_MIN`, `MPI_SUM`, `MPI_PROD`, ...
 - Arg (get causing rank): `MPI_MINLOC`, `MPI_MAXLOC`
-

```
int MPI_Allreduce(void *sendbuf, void *recvbuf, int count,
                  MPI_Datatype datatype, MPI_Op op, MPI_Comm comm);
```

$$\begin{bmatrix} A_0 & A_1 & A_2 \\ B_0 & B_1 & B_2 \\ C_0 & C_1 & C_2 \end{bmatrix} \xrightarrow{\text{Allreduce}} \begin{bmatrix} A_0 + B_0 + C_0 & A_1 + B_1 + C_1 & A_2 + B_2 + C_2 \\ A_0 + B_0 + C_0 & A_1 + B_1 + C_1 & A_2 + B_2 + C_2 \\ A_0 + B_0 + C_0 & A_1 + B_1 + C_1 & A_2 + B_2 + C_2 \end{bmatrix}$$

```
int MPI_Reduce_scatter(void *sendbuf, void *recvbuf, int recvcounts[],
                       MPI_Datatype datatype, MPI_Op op, MPI_Comm comm)
```

$$\begin{bmatrix} A_0 & A_1 & A_2 \\ B_0 & B_1 & B_2 \\ C_0 & C_1 & C_2 \end{bmatrix} \xrightarrow{\text{Reduce} \rightarrow \text{scatter}} \begin{bmatrix} A_0 + B_0 + C_0 \\ A_1 + B_1 + C_1 \\ A_2 + B_2 + C_2 \end{bmatrix}$$

```
int MPI_Scan(void *sendbuf, void *recvbuf, int count, MPI_Datatype datatype,
              MPI_Op op, MPI_Comm comm);
```

$$\begin{bmatrix} A_0 & A_1 & A_2 \\ B_0 & B_1 & B_2 \\ C_0 & C_1 & C_2 \end{bmatrix} \xrightarrow{\text{Scan}} \begin{bmatrix} A_0 & A_1 & A_2 \\ A_0 + B_0 & A_1 + B_1 & A_2 + B_2 \\ A_0 + B_0 + C_0 & A_1 + B_1 + C_1 & A_2 + B_2 + C_2 \end{bmatrix}$$

Java

Functional programming

```
@FunctionalInterface
interface Predicate {
    boolean check(int value);
}
```

```
// lambda
(int i, int j) -> i + j;
// method reference to static function
SomeClass::staticFunction;
// method reference to object function
someObject::function;
```

Streams

Use `Collection.stream()` or `Collection.parallelStream()` to obtain a stream.

Methods: `filter`, `map`, `mapToInt`, `reduce`, `findAny`, `findFirst`, `min`, `max`, `average`, `limit`, `skip`, `distinct`, `sorted`, `toList`

```
personsInAuditorium.stream().collect(
    () -> 0, // supplier of neutral value
    (currentSum, person) -> { currentSum += person.getAge(); } // accumulator of acc and elem
    (leftSum, rightSum) -> { leftSum += rightSum; } // combiner of multiple accs (for parallel)
);
```

Multithreading

Race conditions

A race condition exists if the order in which threads execute their operations influences the result of the program.

Are precluded by synchronization and by atomicity.

Mutual Exclusion

A code section that only one thread is allowed to execute at a time is called a critical section. If one thread executes operations of a critical section, other threads will be blocked if they want to enter it as well. \Rightarrow only one thread per monitor is allowed to be in the section, but it may be multiple times (recursion). Test using `Thread.holdsLock(Object obj)`.

```
// synchronized block, someObject is used as monitor // synchronized method, this is used as monitor
synchronized(someObject) {                               synchronized void foo() {
    ...                                                    ...
}                                                            }
```

Deadlock

A deadlock can occur iff all Coffman conditions hold:

- Mutual exclusion: unshareable resources (given in Java)
- Hold and wait: a thread holds a resource and requests access to another one
- No preemption: resources can only be released by their holder (given in Java)
- Circular wait: circular dependency between thread that all hold and request a resource

wait and notify

```
// put this thread to sleep (always use in while loop!)
public final void wait() throws InterruptedException;
// put this thread to sleep, be ready again in timeout milliseconds
public final void wait(long timeout) throws InterruptedException;
// make ANY other sleeping thread ready (never use!)
public final void notify();
// make ALL other sleeping threads ready
public final void notifyAll();
// interrupt thread (signal is not lost, if it is not currently waiting)
Thread t;
t.interrupt();
// make sure to catch InterruptedException and cease work in that thread!
```

Happens-before Relation

If t1 “happens before” t2, it is guaranteed that potential side effects of t1 are visible to t2.

Rules that create “happens-before”-relationship:

- same thread + data dependency
- statements in parent thread before `Thread.start` -> statements in the thread
- statements in the thread -> statements in the parent thread after `Thread.join`
- between synchronized blocks of the same monitor
- write to a volatile variable -> every subsequent read to that variable

volatile

- ensures that changes to variables are immediately visible to all threads/processors *// declare a volatile variable*
`volatile int c = 420;`
- establishes a happens-before relationship
- values are not locally cached in a CPU cache
- no optimization by compiler

Executors

- Executors abstract from thread creation
- provide method `execute` that runs a `Runnable` in a thread according to strategy
- `ExecutorService` is an interface that provides further lifecycle management logic (e.g. `Futures`):

```
ExecutorService executor = Executors.newCachedThreadPool();
Callable<Integer> myCallable = () -> { return 42; };
Future<Integer> myFuture = executor.submit(myCallable);
int x = myFuture.get();
int x = myFuture.get(1, TimeUnit.SECONDS); // may throw TimeoutException
```

Atomic

Atomic operations are either executed completely or not at all. Atomic operations:

- reads and writes of reference variables
- reads and writes of 32-bit primitives
- reads and writes of all variables using `volatile`
- NOT: `i++`, `x=y+1`

```
class AtomicInteger {
    int get()
    int incrementAndGet()
    int decrementAndGet()
    boolean compareAndSet(int oldValue, int newValue)
    // more like tryReplace, result iff successful
}
```

Design by Contract

Form of a Hoare triple $\{P\} C \{Q\}$

- P : precondition \rightarrow specification what the supplier can expect from the client
- C : series of statements \rightarrow the method or body
- Q : postcondition \rightarrow specification of what the client can expect from the supplier if the precondition is fulfilled
- **Non-Redundancy-Principle:** the body of a routine shall not test for the routine’s precondition
- **Precondition Availability:** precondition should be understandable by every client
- **Assertion Violation Rule:** a runtime assertion violation is the manifestation of a bug in the software

```
class Stack {
    //@ invariant size >= 0

    /*@ requires size > 0;
    @ ensures size == \old(size) - 1;
    @ ensures \result == \old(top());
    @ ensures (\forall int i; 0 <= i && i < size; \old(elements[i]) == elements[i]);
    @ assignable size; // redundant
    @ signals (IllegalOperationException ioEx) size == 0; // redundant
    */
    Object pop() { ... }
```

```
// also: ==>, <==>, <!=>, \exists, @ pure
/*@ nullable @*/ /*@ pure @*/ Object top() { ... }
}
```

Liskov Substitution Principle

Guarantees may strengthen, requirements may weaken.

- preconditions must not be more restrictive than those of the overwritten method: $\text{Precondition}_{\text{Super}} \Rightarrow \text{Precondition}_{\text{Sub}}$
- postcondition must be at least as restrictive as those of the overwritten methods: $\text{Postcondition}_{\text{Sub}} \Rightarrow \text{Postcondition}_{\text{Super}}$
- class invariants must be at least as restrictive as those of the superclass: $\text{Invariants}_{\text{Sub}} \Rightarrow \text{Invariants}_{\text{Super}}$

Compiler

- **Lexikalische Analyse (Lexing)**
 - Eingabe: Sequenz von Zeichen
 - Aufgaben:
 - * erkenne Tokens = bedeutungstragende Zeichen-gruppen
 - * überspringe unwichtige Zeichen (Whitespace, Kommentare)
 - * Bezeichner identifizieren und zusammenfassen in Stringtabelle
 - Ausgabe: Sequenz von Tokens und Stringtabelle
- **Syntaktische Analyse (Parsing)**
 - Eingabe: Sequenz von Tokens
 - Aufgaben:
 - * überprüfe, ob Eingabe zu kontextfreier Sprache gehört
 - * erkenne hierarchische Struktur der Eingabe
 - Ausgabe: Abstrakter Syntaxbaum (AST)
- **Semantische Analyse**
 - Eingabe: Syntaxbaum
 - Aufgaben: kontextsensitive Analyse (syntaktische Analyse ist kontextfrei)
 - * Namensanalyse: Beziehung zwischen Deklaration und Verwendung
 - * Typanalyse: Bestimme und prüfe Typen von Variablen, Funktionen, ...
 - * Konsistenzprüfung: Alle Einschränkungen der Programmiersprache eingehalten
 - Ausgabe: attributierter Syntaxbaum (Pfeile von Verwendung zu Definition)
 - Ungültige Programme werden spätestens in Semantischer Analyse abgelehnt
- **Zwischengenerierung, Optimierung**
- **Codegenerierung**
 - Eingabe: Attributierter Syntaxbaum oder Zwischen-code
 - Aufgaben: Erzeuge Code für Zielmaschine (Maschinenbefehle wählen, Scheduling, Registerallokation, Nachoptimierung)
 - Ausgabe: Program in Assembler oder Maschinencode

Grammatiken

Eigenschaften

Links- / Rechtsableitung: linkstes / rechtestes Nichtterminal wird zuerst weiterverarbeitet

Links- / rechtsrekursiv: Rekursion nur am linken / rechten Ende von rechter Seite von Produktionen

Eindeutig: für jedes Wort existiert nur eine Ableitungsbaum

Konkreter Syntaxbaum (CST) = Ableitungsbaum (jedes Zeichen ein eigener Knoten, alle Terminale sind Blätter)

Konstruktion

- Operator precedence: Ein Nichtterminal pro Level, schwächer bindende bilden auf stärker bindende ab, Klammern am Ende
 - Bsp: $P = \{E \rightarrow T, T \rightarrow F, T \rightarrow T * F, E \rightarrow E + T, F \rightarrow id, F \rightarrow (E)\}$
- Linksassoziativ durch Linksrekursion: $E \rightarrow E + T$, Rechtsassoziativ durch Rechtsrekursion: $E \rightarrow T + E$
- Nicht zweimal das gleiche Nichtterminal in einem Ersetzungsstring
- Linksfaktorisierung: gleiche Präfixe von auslagern \Rightarrow rechte Seiten zu einem Nichtterminal präfixfrei

Parsing

- LL: Parser liest einmal von Links nach rechts und baut Linksableitung auf (top-down, recursive decent)
- LR: Parser liest einmal von Links nach rechts und baut Linksableitung auf (bottom-up)
- SLL(k) / SLR(k): vorherige Zeichen nicht relevant, k langer Lookahead

Für $\chi \in (\Sigma \cup V)^*$:

$\text{First}_k(\chi) = \{\beta \mid \exists \tau \in \Sigma^* : \chi \Rightarrow^* \tau \wedge \beta = \tau[..k]\}$ = k-Anfänge der Strings, die aus χ generiert werden können = Indizmenge

$\text{Follow}_k = \{\beta \mid \exists \alpha, \omega \in (\Sigma \cup V)^* \text{ mit } S \Rightarrow^* \alpha \chi \omega \wedge \beta \in \text{First}_k(\omega)\}$ = k-Anfänge der Strings, die **hinter** χ generiert werden können

- Kontextfreie Grammatik ist $\text{SLL}(k)$ gdw. für alle Produktionen eines Nichtterminals $A \rightarrow \alpha$ die Mengen $\text{First}_k(\alpha \text{Follow}_k(A))$ unterschiedlich sind.
 - $k = 1, \alpha \not\Rightarrow^* \varepsilon, \beta \not\Rightarrow^* \varepsilon$: genügt, wenn $\text{First}(\alpha) \cap \text{First}(\beta) = \emptyset$
 - $k = 1, \alpha \Rightarrow^* \varepsilon, \beta \not\Rightarrow^* \varepsilon$: genügt, wenn $\text{Follow}(A) \cap \text{First}(\beta) = \emptyset$
- Linksrekursive kontextfreie Grammatiken sind für kein k $\text{SLL}(k)$.
- Für jede kontextfreie Grammatik G mit linksrekursiven Produktionen gibt es eine kontextfreie Grammatik G' ohne Linksrekursion mit $L(G) = L(G')$
- Nutze $\{T \rightarrow F \mid T * F\} \rightsquigarrow \{T \rightarrow F \text{ TList}, \text{TList} \rightarrow \varepsilon \mid * F \text{ TList}\}$ und Linksfaktorisierung

Recursive Decent

Eine `parse`-Funktion pro Nichtterminal, konsumieren ihren Teil der Eingabe. Erzeugt automatisch Linksableitung.

```
void main() {
    lexer.lex(); // lexer.current ist nun das 1. Token
    Expr ast = parseE(); // E ist das Startsymbol
}

void expect(TokenType e) {
    if (lexer.current == e) lexer.lex();
    else error("Expected ", e,
               " but got ", lexer.current);
}

Expr parseF() {
    if (lexer.current == TokenType.ID) { // F -> id
        expect(TokenType.ID)
    } else { // F -> (E)
        expect(TokenType.LP);
        Expr res = parseE();
        expect(TokenType.RP);
        return res
    }
}
```

```
Expr parseTList(Expr left) { // T -> F([*/]F)*
    Expr res = left;
    switch (lexer.current) {
        case STAR: // TLIST -> * F TList
            expect(TokenType.STAR);
            res = new Mult(res, parseF());
            return parseTList(res);
        case SLASH: // TList -> / F TList
            expect(TokenType.SLASH);
            res = new Div(res, parseF());
            return parseTList(res);
        case PLUS: case MINUS: case R_PAREN: case EOF:
            // TList -> epsilon
            return res;
        default:
            error("Expected one of */+/-) but got ",
                  lexer.current);
            return null;
    }
}

// Endrekursion kann man zu while-Schleife ausrollen
// Rest analog
```

Java Bytecode

Examples

Arithmetic

```
void calc(int x, int y) {
    int z = 4;
    z = y * z + x;
}
```

```
iconst_4
istore_3
iload_2
iload_3
imul
iload_1
iadd
istore_1
```

Object Creation

```
class Test {
    Test foo() {
        return new Test();
    }
}
```

```
Test();
aload_0
invokespecial #1;
return
Test foo();
new #2;
dup
invokespecial #3;
areturn
```

Fields

```
class Foo {  
    public Bar field;  
    public void setNull() {  
        field = null;  
    }  
}
```

Loops

while-Loop: Label, expression, conditional jump out, body, goto label

Method Call

foo(42)

```
setNull();  
    aload 0 ; Parameter 0 (this) auf Stack  
    aconst null ; null auf den Stack  
    putfield Foo.field:LBar; ; Schreibe Wert (null)  
    ; in Feld Foo.field von Objekt (this)  
    return
```

General

; types are labeled by their first letter
int, long, **short**, **byte**=boolean, char, float, double, a -> reference

; always push left argument first and then right argument!

```
; load constants on the stack  
aconst_null ; null object  
dconst_0, donst_1 ; double value 0/1  
fconst_0, fconst_1, fconst_2 ; float value 0/1/2  
iconst_0 ... iconst_5 ; integer values 0 .. 5  
iconst_m1 ; integer value -1
```

```
; push immediates  
bipush i ; push signed byte i on the stack  
sipush i ; push signed short i on the stack
```

```
; load/store variable with index i of type X  
Xload_i ; for i in [0, 3] to save a few bytes  
Xload i ; load local variable i (is a number)  
Xstore i ; store local variable i
```

```
; Methods  
invokevirtual #2; call function, #2 -> Konstantenpool  
return ; return void  
Xreturn ; return value of type X
```

```
; Jumps  
goto label ; unconditionally jump to label
```

```
; 2-conditional: pop and look (secondtop ? top)  
; for ints:  
if_icmpeq, if_icmpge, if_icmpgt, if_icmple, if_icmplt  
if_acmpeq label ; jump if refs are equal  
if_acmpne label ; jump if refs are different
```

```
; 1-conditional: pop and look at top  
; ints:  
ifeq, ifge, ifgt, iflt, ifle, ifne
```

```
aload_0 ; load this  
bipush 42 ; load arguments  
invokevirtual #2  
; return value is on stack
```

```
ifnull label ; jump if reference is null  
ifnonnull label ; jump if reference is not null
```

```
; Arithmetic  
iinc i const ; increment int variable i by const  
iadd ; Integer addition  
isub ; Integer subtraction (secondtop - top)  
imul ; Integer multiplication  
idiv ; Integer division (secondtop / top)  
ineg ; negate int  
ishl ; shift left (secondtop >> top)  
ishr ; shift right (secondtop << top)
```

```
; Logic (i in [i, l])  
iand ; Bitwise and  
ior ; Bitwise or  
ixor ; Bitwise or
```

```
; Method calls. Stack: [objref, arg1, arg2] <-  
invokevirtual #desc ; call method specified in desc  
invokespecial #desc ; call constructor  
invokeinterface #desc ; call method on interface  
invokestatic #desc ; call static method (no objref)
```

```
; Misc  
nop ; No operation
```

```
; Arrays  
newarray T ; new array of type T  
Xaload ; load type X from array [arr, index] -> [value]  
Xastore ; store type X in array [arr, index, val] -> []  
arraylength ; length of array
```