

ТЕОРЕТИЧЕСКИЕ ДОМАШНИЕ ЗАДАНИЯ

Теория типов, ИТМО, М3232-М3239, весна 2025 года

Домашнее задание №1: лямбда исчисление — бестиповое и просто-типизированное

1. Бесконечное количество комбинаторов неподвижной точки. Дадим следующие определения

$$\begin{aligned} L &:= \lambda abcdefghijklmnopqrstuvwxyzr.(thisisafixedpointcombinator) \\ R &:= LLLLLLLLLLLLLLLLLLLLLLLLLLLLL \end{aligned}$$

В данном определении терм R является комбинатором неподвижной точки: каков бы ни был терм F , выполнено $R F =_{\beta} F (R F)$.

- (a) Докажите, что данный комбинатор — действительно комбинатор неподвижной точки.
 - (b) Пусть в качестве имён переменных разрешены русские буквы. Постройте аналогичное выражение по-русски: с 32 параметрами и осмысленной русской фразой в терме L ; покажите, что оно является комбинатором неподвижной точки.
2. Найдите необитаемый тип в просто-типизированном лямбда-исчислении (напомним: тип τ называется необитаемым, если ни для какого P не выполнено $\vdash P : \tau$).
 3. Покажите на основании следующего преобразования полноту комбинаторного базиса SKI (проведите полное рассуждение по индукции, из которого будет следовать отсутствие в результате других термов, кроме SKI, бета-эквивалентность и определённости результата для всех комбинаторов σ):

$$[\sigma] = \begin{cases} x, & \sigma = x \\ [\varphi] [\psi], & \sigma = \varphi \psi \\ K [\varphi], & \sigma = \lambda x. \varphi, \quad x \notin FV(\varphi) \\ I, & \sigma = \lambda x. x \\ [\lambda x. [\lambda y. \varphi]], & \sigma = \lambda x. \lambda y. \varphi, \quad x \in FV(\varphi), x \neq y \\ S [\lambda x. \varphi] [\lambda x. \psi], & \sigma = \lambda x. \varphi \psi, \quad x \in FV(\varphi) \cup FV(\psi) \end{cases}$$

Заметим, что данные равенства объясняют смысл названий комбинаторов:

S verSchmelzung, «сплавление»
 K Konstanz
 I Identität

4. Покажите, что следующая система комбинаторов образует полный базис в бестиповом лямбда-исчислении, но соответствующая им система аксиом в исчислении гильбертового типа не образует полного базиса для импликативного фрагмента:

$$\begin{aligned} I &:= \lambda x. x \\ K &:= \lambda x. \lambda y. x \\ S' &:= \lambda i. \lambda x. \lambda y. \lambda z. i (i ((x (i z)) (i (y (i z))))) \end{aligned}$$

Указание: покажите невыводимость $(\varphi \rightarrow \varphi \rightarrow \psi) \rightarrow (\varphi \rightarrow \psi)$.

5. Напомним определение аппликативного порядка редукции: редуцируется самый левый из самых вложенных редексов. Например, в случае выражения $(\lambda x. I I) (\lambda y. I I)$ самые вложенные редексы — применения $I I$:

$$(\lambda x. \underline{I I}) (\lambda y. \underline{I I})$$

и надо выбрать самый левый из них:

$$(\lambda x. \underline{I I}) (\lambda y. I I)$$

- (a) Проведите аппликативную редукцию выражения 2 2.
- (b) Докажите или опровергните, что параллельная бета-редукция из теоремы Чёрча-Россера не медленнее (в смысле количества операций для приведения выражения к нормальной форме), чем нормальный порядок редукции с мемоизацией.

- (с) Найдите лямбда-выражение, которое редуцируется медленнее при нормальном порядке редукции, чем при аппликативном, даже при наличии мемоизации.
6. Сформулируем определение бета-редукции на языке пред-лямбда-термов. $A \rightarrow_\beta B$, если:
- $A \equiv (\lambda x.P) Q$, $B \equiv P [x := Q]$, при условии свободы для подстановки;
 - $A \equiv (P Q)$, $B \equiv (P' Q')$, при этом $P \rightarrow_\beta P'$ и $Q = Q'$, либо $P = P'$ и $Q \rightarrow_\beta Q'$;
 - $A \equiv (\lambda x.P)$, $B \equiv (\lambda x.P')$, и $P \rightarrow_\beta P'$.
- (а) Найдите лямбда-выражение, бета-редукция которого не может быть произведена из-за нарушения правила свободы для подстановки (для продолжения редукции потребуется производить переименование связанных переменных). Поясните, какое ожидаемое ценное свойство будет нарушено, если ограничение правила проигнорировать.
- (б) Покажите, что недостаточно наложить требования на исходное выражение, и свобода для подстановки может быть нарушена уже в процессе редукции исходно полностью корректного лямбда-выражения.
7. Две задачи на вычисление СЗНФ при помощи нормального порядка редукции.
- (а) Постройте функцию прибавления 1 к значениям из списка в лямбда-исчислении:
`let plus1 l = map (fun x -> x+1) l`. Постройте бесконечный список из нечётных чисел $[1, 3, \dots]$. Примените функцию `plus1` к списку и получите результат в СЗНФ.
- (б) Напишите функцию вычисления суммы первых двух элементов списка:
`let compute (l1::l2::ls) = (l1+l2, ls)`, примените её к результату предыдущего пункта, получите результат в СЗНФ.
8. Как мы уже разбирали, $\nVdash x x : \tau$ в силу дополнительных ограничений правила

$$\frac{}{\Gamma, x : \tau \vdash x : \tau} x \notin FV(\Gamma)$$

Найдите лямбда-выражение N , что $\nVdash N : \tau$ в силу ограничений правила

$$\frac{\Gamma, x : \sigma \vdash N : \tau}{\Gamma \vdash \lambda x.N : \sigma \rightarrow \tau} x \notin FV(\Gamma)$$

9. Рассмотрим подробнее отличия исчисления по Чёрчу и по Карри. Определим точно бета-редукцию в исчислении по Чёрчу: $A \rightarrow_\beta B$, если
- $$\begin{aligned} A &= (\lambda x^\sigma.P) Q, & B &= P[x := Q] \\ A &= P Q, & B &= P Q' \text{ или } B = P' Q \text{ при } P \rightarrow_\beta P' \text{ и } Q \rightarrow_\beta Q' \\ A &= \lambda x^\sigma.P, & B &= \lambda x^\sigma.P' \text{ при } P \rightarrow_\beta P' \end{aligned}$$
- (а) Покажите, что в исчислении по Карри не выполняется свойство расширения типизации (subject expansion) даже в такой формулировке: если $\vdash_K M : \sigma$, $M \rightarrow_\beta N$ и $\vdash_K N : \tau$, то обязательно, что $\sigma = \tau$.
- (б) Покажите, что в исчислении по Чёрчу свойство расширения типизации в такой формулировке также не выполняется:

найдутся такие M, N, σ , что $\vdash_K N : \sigma$, $M \rightarrow_\beta N$, но $\nVdash_K M : \sigma$.

Но при этом в исчислении по Чёрчу выполнено свойство расширения типизации в такой формулировке:

если $\vdash_K M : \sigma$, $M \rightarrow_\beta N$ и $\vdash_K N : \tau$, то тогда $\sigma = \tau$.

Домашнее задание №2: теорема о сильной нормализуемости просто типизированного лямбда-исчисления

1. Найдите $\llbracket \alpha \rightarrow \alpha \rrbracket$ и $\llbracket (\alpha \rightarrow \alpha) \rightarrow \alpha \rrbracket$.
2. Покажите, что $\llbracket \alpha \rrbracket$ насыщенное, и что если \mathcal{A} и \mathcal{B} насыщены, то $\mathcal{A} \rightarrow \mathcal{B}$ насыщенное.
3. Покажите, что SN — насыщенное (постройте полноценные рассуждения по индукции для определения).

Домашнее задание №3: экзистенциальные типы, типовая система Хиндли-Милнера

1. Постройте экзистенциальный тип для очереди, и реализуйте его с помощью двух стеков. Реализацию напишите на Хаскеле, используя `AbstractStack` с лекции как АДТ стека (возможно, этот пример надо будет расширить нужными вам методами), и реализуйте какой-нибудь простой классический алгоритм с её помощью. Как, интересно, осуществить инстанциацию вложенного абстрактного типа данных? Придумайте.

Как с помощью двух стеков можно реализовать очередь со средним временем доступа $\Theta(1)$: входные значения кладём во входной стек, выходные достаём из выходного, при исчерпании — переносим всё из входного в выходной:

Входной стек	Выходной стек	Действие
$[] \rightarrow [1]$	$[]$	<i>push 1</i>
$[1] \rightarrow [3; 1]$	$[]$	<i>push 3</i>
$[3; 1] \rightarrow []$	$[] \rightarrow [1; 3] \rightarrow [3]$	<i>pull</i>
$[] \rightarrow [5]$	$[3]$	<i>push 5</i>

2. Выразите дизъюнкцию через квантор существования в ИИП 2 порядка, а также алгебраический тип через экзистенциальный.
3. Покажите, что если $rk(\sigma, 1)$, то для выражения σ найдётся эквивалентное σ' с поверхностными кванторами.
4. Покажите, что в предыдущем задании также имеется изоморфизм типов: существует биективная функция $\sigma \rightarrow \sigma'$, которую можно выразить лямбда-выражениями.
5. Рассмотрим QuickSort:

```
let rec quick l = match l with
  [] -> []
  | l1 :: ls -> List.filter (fun x -> x < l1) ls @ [l1] @ List.filter (fun x -> x >= l1)
```

Укажите полные типовые схемы в системе НМ для всех функций, участвующих в данном примере (тип списка раскрывать не надо).

6. Заметим, что список — это «параметризованные» числа в аксиоматике Пеано. Число — это длина списка, а к каждому штриху мы присоединяем какое-то значение. Операции добавления и удаления элемента из списка — это операции прибавления и вычитания единицы к числу.

Рассмотрим тип «бинарного списка»:

```
type 'a bin_list = Nil | Zero of (('a*'a) bin_list) | One of 'a * (('a*'a) bin_list);;
```

Заметим, что здесь мы рассматриваем двоичную запись числа (чередующиеся `Zero` и `One`) — двоичную запись длины бинарного списка, и элемент двоичной записи номер n хранит 2^n или $2^n + 1$ значение (в зависимости от типа элемента). Например, 5-элементный список:

```
One ("a", Zero (One (((("b","c"),("d","e")), Nil)))
```

По идее, операция добавления элемента к списку записывается на языке Окамль вот так (сравните с прибавлением 1 к числу в двоичной системе счисления):

```
let rec add elem lst = match lst with
  Nil -> One (elem,Nil)
  | Zero tl -> One (elem,tl)
  | One (hd,tl) -> Zero (add (elem,hd) tl)
```

Однако, тип этой функции Окамль вывести автоматически не может, его надо указывать явно, чтобы код скомпилировался:

```
let rec add : 'a . 'a -> 'a bin_list -> 'a bin_list = fun elem lst -> match lst with
```

- (a) Какой тип имеет `add` в (расширенной) системе F (напомним, поскольку функция рекурсивна, она должна использовать Y -комбинатор в своём определении)? Считайте, что семейство типов `bin_list 'a` предопределено и обозначается как τ_α . Также считайте, что определены функции `roll` и `unroll` с надлежащими типами. Какой ранг имеет тип этой функции? Почему этот тип не выразим в типовой системе Хиндли-Милнера?
- (b) Предложите функции для печати списка и для удаления элемента списка (головы).
- (c) Предложите функцию для эффективного соединения двух списков (источник для вдохновения — сложение двух чисел в столбик).
- (d) Предложите функцию для эффективного выделения n -го элемента из списка.

Домашнее задание №4: Обобщённая система типов, гомотопическая теория типов, язык Арэнд

1. Укажите тип (род) в исчислении конструкций для следующих выражений (при необходимости определите типы используемых базовых операций и конструкций самостоятельно):

- (a) В алгебраическом типе `'a option = None | Some 'a` предложите тип (род) для: `Some`, `None` и `option`.
- (b) Пусть задан род `nonzero : * → *`, выбрасывающий нулевой элемент из типа. Например, `nonzero unsigned` — тип положительных целых чисел. Тогда, для кода

```
template<typename T, T x>
struct NonZero { const static std::enable_if_t<x != T(0), T> value = x; };
```

предложите тип (род) поля `value`.

2. Предложите выражение на языке C++ (возможно, использующее шаблоны), имеющее следующий род (тип):

- (a) $* \rightarrow * \rightarrow *$; $* \rightarrow \text{unsigned}$
- (b) $\text{int} \rightarrow (* \rightarrow *)$
- (c) $(* \rightarrow \text{int}) \rightarrow *$
- (d) $\Pi x^*. \lambda n^{\text{int}}. F(n, x)$, где

$$F(n, x) = \begin{cases} \text{int}, & n = 0 \\ x \rightarrow F(n - 1, x), & n > 0 \end{cases}$$

3. Какова должна быть топология на множестве пар натуральных чисел (интуитивно мы будем понимать эти пары как рациональные числа, пары «числитель-знаменатель»), чтобы непрерывными были бы те и только те функции, для которых выполнено $f(p, q) = f(p', q')$ для всех таких p, p', q и q' , что $p \cdot q' = p' \cdot q$. Напомним, что равенство мы понимаем как наличие непрерывного пути между точками.
4. Докажите, приведя компилирующуюся программу на языке Арэнд (возможно, вам потребуются функции и приёмы, изложенные в документации по языку: <https://arend-lang.github.io/documentation/tutorial/PartI/>):
 - (a) коммутативность умножения;
 - (b) дистрибутивность: $(a + b) \cdot c = a \cdot c + b \cdot c$;
 - (c) куб суммы: $(a + 1)^3 = a^3 + 3 \cdot a^2 + 3 \cdot a + 1$.
5. Определим, что x делится на p , если обитаем тип `\Sigma (q : Nat) (p * q = x)`.
 - (a) Покажите, что если x делится на 6, то x делится и на 3;
 - (b) Покажите, что $x!$ делится на x ;
 - (c) Покажите, что если x делится на y и y делится на z , то x делится на z ;
6. Определите предикат (т.е. функцию с надлежащим типом) для формализации понятия простого числа `isPrime`. Покажите, что:
 - (a) 3 и 11 — простые числа;
 - (b) Произведение простых чисел не просто;

(с) 2 — единственное чётное простое число.

7. Определим отношение «меньше» на натуральных числах так (с помощью индуктивного типа, обобщения алгебраического типа данных — зависимого типа, в котором при разных значениях аргументов типа допустимы разные конструкторы):

```
\data NatLessEq (a b : Nat) \with
| 0, m => natlesseq-zero
| suc m, suc n => natlesseq-next (NatLessEq m n)
```

Например, конструктор `natlesseq-zero` можно использовать только если первый аргумент типа — число 0. А конструктор `natlesseq-next` применим только если первый аргумент больше 0; при этом данный конструктор требует значение типа с определёнными аргументами в качестве своего аргумента.

Будем говорить, что $a \preceq b$ тогда и только тогда, когда `NatLessEq a b` обитаем. Например, утверждение $1 \preceq 3$ доказывается так:

```
\func one-le-three : NatLessEq 1 3 => natlesseq-next (natlesseq-zero)
```

В самом деле, `natlesseq-zero` может являться конструктором типа `NatLessEq 0 b`, а тогда

```
natlesseq-next (natlesseq-zero) : NatLessEq 1 (b+1)
```

Унифицировать $b + 1$ и 3 компилятор (в данном случае) может самостоятельно, и потому код выше проходит проверку на корректность.

Докажите (везде предполагается, что $a, b, c : \text{Nat}$, если не указано иного):

- (a) $a \preceq b$ тогда и только тогда, когда a меньше или равно b в смысле натуральных чисел (здесь требуется рассуждение на мета-языке).
 - (b) $a \preceq a + b + 1$; то есть, определите функцию

```
\func n-less-sum (a b : Nat) : NatLessEq a (a Nat.+ suc b)
```
 - (c) Если $a \preceq b$, то $a + c \preceq b + c$
 - (d) Если $a \preceq b$ и $c \preceq d$, то $a \cdot c \preceq b \cdot d$
 - (e) $a \preceq 2^a$
 - (f) Транзитивность: если $a \preceq b$ и $b \preceq c$, то $a \preceq c$
 - (g) $a \preceq b \vee b \preceq a$
 - (h) Найдите стандартное определение отношения «меньше» в библиотеке Аренда (`Nat.<`) и докажите, что $a \preceq b$ тогда и только тогда, когда $a < b$ или $a = b$ (реализуйте функции `there (p : NatLessEq a b) : Data.Or (a Nat.< b) (a = b)` и обратную к ней).
 - (i) Покажите, что $a \preceq b$ тогда и только тогда, когда $\exists k^{\text{No}}. a + k = b$.
8. С точки зрения изоморфизма Карри-Ховарда индуктивные типы можно воспринимать как аналоги предикатов. В этом задании надо построить индуктивные типы для различных предикатов:
- (a) Факториал (`IsFact n`), который будет обитаем только для таких n , что $n = k!$. Докажите на языке Аренд, что `IsFact (1 · 2 · 3 · ... · n)` всегда обитаем, а тип `IsFact 3` — необитаем.
 - (b) Наибольший общий делитель двух чисел `GCD x a b`; *указание/пожелание*: воспользуйтесь алгоритмом Эвклида.
 - (c) Ограниченное натуральное число `IndFin n`, обитателями типа являются только те числа, которые меньше n . В стандартной библиотеке `Fin` определён через натуральные числа; сделайте это исключительно через индуктивные типы. Покажите, что если $x : \text{IndFin } m$ и $y : \text{IndFin } n$, то $x + y : \text{IndFin } (m + n)$.

Домашнее задание №5: Ещё доказательства, иерархии универсумов

1. Рассмотрим следующее доказательство уникальности элементов списка:

```
\func not-member (A : \Type) (elem : A) (l : List A) : \Type \elim l
| nil => \Sigma
| :: hd tl => \Sigma (Not (hd = elem)) (not-member A elem tl)

\func unique-list (A : \Type) (l : List A) : \Type \elim l
| nil => \Sigma
| :: hd tl => \Sigma (not-member A hd tl) (unique-list A tl)
```

Докажем, что список $[0, 1, 2]$ состоит из уникальных элементов:

```
\func r-unique => unique-list Nat (0 :: 1 :: 2 :: nil)
\func x : r-unique => ((contradiction, (contradiction, ())), ((contradiction, ()), (((), ())))
```

- Напишите функцию, строящую список b натуральных чисел от 0 до n и доказательство `unique-list Nat b`.
 - Покажите, что если $a_0 < a_1 < \dots < a_n$, то список $[a_0, a_1, \dots, a_n]$ уникальный.
 - Покажите, что если $n \geq 2$ и $a_k \neq a_{k+1}$ при $0 \leq k < n$, то необязательно, что список $[a_0, a_1, \dots, a_n]$ — уникальный.
2. Как вы помните из лекции, в языке Аренд существует иерархия вложенных типовых универсумов. Если в типе отсутствует упоминание `\Type`, то данный тип принадлежит универсуму 0. Однако, если в типе упоминается `\Type k`, то тип принадлежит универсумам, не меньшим $k + 1$. Уровень универсума обозначается специальным ключевым словом `\lp`. Над индексами можно проводить простые операции и сопоставление с образцом (`\suc\lp`). Более подробно можно это прочесть в документации по языку Аренд:

<https://arend-lang.github.io/documentation/tutorial/PartI/universes.html>

Рассмотрим определения:

```
\func ChurchT (x : \Type) => (x -> x) -> (x -> x)
\func Church => \Pi (x : \Type) -> ChurchT x
\func Zero : Church => \lam t f x => x

\func incT (t : \Type) (n : ChurchT t) => \lam f x => n f (f x)
\func pair_plus (type : \Type) (pair : \Sigma (ChurchT type) (ChurchT type)) :
  \Sigma (ChurchT type) (ChurchT type) => (pair.2, incT type pair.2)
\func dec (n : Church) : Church => \lam (t : \Type) =>
  (n (\Sigma (ChurchT t) (ChurchT t)) (pair_plus t) (Zero t, Zero t)).1
\func sub (a : Church (\suc\lp)) (b : Church) => a (Church \lp) dec b
```

Определите, развивая определения выше:

- Операцию умножения.
 - Операцию «деление на три» (естественно, в версии, не использующей Y -комбинатор).
 - Операцию возведения в степень, определяющуюся как $\lambda m. \lambda n. n \ m$.
 - Деление.
 - Вычисление факториала.
3. Введём тип данных `IsEven`:

```
\data IsEven (n : Nat) \elim n
| 0 => zero-is-even
| (suc (suc k)) => next-next (IsEven k)
```

Доказать, что этот тип является утверждением, можно например так:

```

\func all-even-different (n : Nat) (a b : IsEven n) : a = b \elim n, a, b
| 0, zero-is-even, zero-is-even => idp
| suc (suc n), next-next a, next-next b => pmap next-next (all-even-different n a b)

\func is-even-isProp (n : Nat) : isProp (IsEven n) => all-even-different n

```

Обратите внимание: по переменным n , a и b производится *элиминация*, то есть множество значений переменных разбивается на фрагменты (в соответствии с конструкторами типа данных), и доказательство утверждения проводится независимо для каждого фрагмента; в частности, цель доказательства изменяется и просходит замена переменных a и b на сопоставляемые варианты (вместо ожидаемого типа $a = b$ мы ожидаем тип $\text{zero-is-even} = \text{zero-is-even}$, и т.п.). Сравните с лекцией про элиминаторы, каждый из вариантов — тело отдельной функции-элиминатора.

Чтобы воспроизвести тот же эффект в конструкции `\case`, нужно указывать ключевое слово `\elim` перед каждой элиминируемой переменной:

```

\case \elim n, \elim a, \elim b \with { ... }

```

Полный код, определяющий тип `IsEven` (вместе с доказательством того, что тип — утверждение), выглядит так:

```

\data IsEven (n : Nat) \elim n
| 0 => zero-is-even
| (suc (suc k)) => next-next (IsEven k)
\where {
  \func all-even-different ... -- скопируйте код функции сюда
  \use \level is-even-isProp (n : Nat) : isProp (IsEven n) => all-even-different n
}

```

Однако, незавершённым остаётся доказательство разрешимости типа `IsEven n`. Восполните лакуны:

```

\func even-is-dec (a : Nat) : Dec (IsEven a) \elim a
| 0 => yes zero-is-even
| 1 => no {?}
| suc (suc a) => {?}

```

4. Справедливости ради, в предыдущем задании компилятор сам может догадаться, что `IsEven` — утверждение. Но далеко не для всех типов это очевидно, и тогда функция с префиксом `\use \level` становится необходимой. Например, в следующем типе «простое число» данная функция должна доказать, что любые два значения типа при данном x равны:

```

\data Div3 (x : Nat)
| remainder-zero (Exists (p : Nat) (p Nat.* 3 = x))
| remainder-one (Exists (p : Nat) (p Nat.* 3 Nat.+ 1 = x))
| remainder-two (Exists (p : Nat) (p Nat.* 3 Nat.+ 2 = x))
\where \use \level levelProp {x : Nat} (a b : Div3 x) : a = b => {?}

```

- (a) Замените `{?}` в тексте выше на корректное доказательство.
- (b) Определите функцию, которая бы по x и значению $\exists p q. 3 \cdot p + q = x \ \& \ 0 \leq q < 3$ возвращала бы `Div3 x` (понятно, можно разделить x на 3, но нам уже результат деления дали вторым аргументом — задача в том, чтобы им воспользоваться).
- (c) Постройте аналогичный тип `Prime x` для простых чисел — с тремя вариантами `less-than-two`, `is-prime`, `is-composite` — и определите функцию, строящую по числу значение данного типа.
- (d) Покажите, что в типе `Prime (x*x + 2*x + 1)` всегда (кроме граничных случаев) обитает вариант `is-composite`.
- (e) Покажите, что в типе

```

\data SuperDec (P : \Prop)
| sure P
| nope (P -> Empty)
| neither ((P || (P -> Empty)) -> Empty)
\where \use \level superDecProp {P : \Prop} (a b : SuperDec P) : a = b => {?}

```

вариант `neither` невозможен (также, заполните пропущенное доказательство `superDecProp`).

Домашнее задание №6: Алгебраическая топология

1. Докажите, что \mathbb{R}^2 и $\mathbb{R} \times [0, +\infty)$ гомотопически эквивалентны, но не гомеоморфны.
2. Докажите, что буквы \mathbb{O} и \mathbb{Q} гомотопически эквивалентны, но не гомеоморфны.
3. Покажите, что для любых двух мощностей α и β найдутся два гомотопически эквивалентных пространства A, B : $|A| = \alpha$, $|B| = \beta$.
4. Покажите, что пространство X линейно связно тогда и только тогда, когда любые отображения $\{0\} \rightarrow X$ гомотопны.
5. Подсчитайте $\pi_1(S^2)$.
6. Рассмотрим деревья с топологией «открыты множества, содержащие вершины со всеми своими потомками». Поясните, какие деревья будут в такой топологии гомотопически эквивалентны.

Домашнее задание №7: Аксиома выбора, теорема Диаконеску

1. Сформулируйте на языке Аренд аксиому выбора для $\backslash\text{Set}$ -ов. Покажите, что она является теоремой. Покажите, что равенство для $\backslash\text{Set}$ -ов разрешимо.
2. Определите сетоиды в Аренде. Покажите, что целые числа образуют сетоид.
3. Докажите теорему Диаконеску на Аренде с помощью сетоидов.
4. С помощью аксиомы выбора на Аренде покажите, что любая сюръективная функция из факторизованного множества (файл стандартной библиотеки `Relation/Equivalence.ard`, тип данных `Quotient`) в факторизованное имеет частичную обратную. И наоборот, покажите, что если любая сюръективная функция из факторизованного множества (файл стандартной библиотеки `Relation/Equivalence.ard`, тип данных `Quotient`) в факторизованное имеет частичную обратную, то выполнена аксиома выбора.

Список лабораторных работ для сдачи зачёта по ТТ

1. Перенесите на язык Аренд парадокс Жирара. <https://www.cs.princeton.edu/courses/archive/fall07/cos595/stdlib/html/Coq.Logic.Hurkens.html>
2. Перенесите на язык Аренд доказательство теоремы об останове.
3. Напишите вывод типов для системы типов с линейными типами
4. Напишите интерпретатор лямбда-исчисления с использованием САМ (Абстрактной Категорной Машины). Описание машины см. V.E. Wolfengagen. *Combinatory Logic in Programming* (глава 21).