

Теоретические домашние задания

Математическая логика, ИТМО, М3232-М3239, осень 2025 года

О нумерации заданий: отдельным заданием считается самый вложенный занумерованный пункт (цифрой или буквой). Пункты без нумерации (если они присутствуют в условии) считаются частью одного задания.

Задание №1. Знакомство с классическим исчислением высказываний.

1. Докажите:

- (a) $\vdash (A \rightarrow A \rightarrow B) \rightarrow (A \rightarrow B)$
- (b) $\vdash \neg(A \& \neg A)$
- (c) $\vdash A \& B \rightarrow B \& A$
- (d) $\vdash A \vee B \rightarrow B \vee A$
- (e) $A \& \neg A \vdash B$

2. Докажите:

- (a) $\vdash A \rightarrow \neg\neg A$
- (b) $\neg A, B \vdash \neg(A \& B)$
- (c) $\neg A, \neg B \vdash \neg(A \vee B)$
- (d) $A, \neg B \vdash \neg(A \rightarrow B)$
- (e) $\neg A, B \vdash A \rightarrow B$

3. Докажите:

- (a) $\vdash (A \rightarrow B) \rightarrow (B \rightarrow C) \rightarrow (A \rightarrow C)$
- (b) $\vdash (A \rightarrow B) \rightarrow (\neg B \rightarrow \neg A)$ (правило контрапозиции)
- (c) $\vdash \neg(\neg A \& \neg B) \rightarrow (A \vee B)$ (вариант I закона де Моргана)
- (d) $\vdash A \vee B \rightarrow \neg(\neg A \& \neg B)$
- (e) $\vdash (\neg A \vee \neg B) \rightarrow \neg(A \& B)$ (II закон де Моргана)
- (f) $\vdash (A \rightarrow B) \rightarrow (\neg A \vee B)$
- (g) $\vdash A \& B \rightarrow A \vee B$
- (h) $\vdash ((A \rightarrow B) \rightarrow A) \rightarrow A$ (закон Пирса)
- (i) $\vdash A \vee \neg A$
- (j) $\vdash (A \& B \rightarrow C) \rightarrow (A \rightarrow B \rightarrow C)$
- (k) $\vdash A \& (B \vee C) \rightarrow (A \& B) \vee (A \& C)$ (дистрибутивность)
- (l) $\vdash (A \rightarrow B \rightarrow C) \rightarrow (A \& B \rightarrow C)$
- (m) $\vdash (A \rightarrow B) \vee (B \rightarrow A)$
- (n) $\vdash (A \rightarrow B) \vee (B \rightarrow C) \vee (C \rightarrow A)$

4. Покажите, что если $\alpha \vdash \beta$ и $\neg\alpha \vdash \beta$, то $\vdash \beta$.

5. Давайте вспомним, что импликация правоассоциативна: $\alpha \rightarrow \beta \rightarrow \gamma \equiv \alpha \rightarrow (\beta \rightarrow \gamma)$. Но рассмотрим иную расстановку скобок: $(\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow \gamma$. Возможно ли доказать логическое следствие между этими вариантами расстановки скобок — и каково его направление?
6. Возможно ли, что какая-то из аксиом задаётся двумя разными схемами аксиом? Опишите все возможные коллизии для какой-то одной такой пары схем аксиом. Ответ обоснуйте (да, тут потребуется доказательство по индукции).
7. Заметим, что можно вместо отрицания ввести в исчисление ложь. Рассмотрим *исчисление высказываний с ложью*. В этом языке будет отсутствовать одноместная связка (\neg), вместо неё будет присутствовать нульместная связка «ложь» (\perp), а 9 и 10 схемы аксиом будут заменены на одну схему:

$$(9_{\perp}) \quad ((\alpha \rightarrow \perp) \rightarrow \perp) \rightarrow \alpha$$

Будем записывать доказуемость в новом исчислении как $\vdash_{\perp} \alpha$, а доказуемость в исчислении высказываний с отрицанием как $\vdash_{\neg} \beta$. Также определим операцию трансляции между языками обычного исчисления высказываний и исчисления с ложью как операции рекурсивной замены $\perp := A \& \neg A$ и $\neg\alpha := \alpha \rightarrow \perp$ (и обозначим их как $|\varphi|_{\neg}$ и $|\psi|_{\perp}$ соответственно).

Докажите:

- (a) $\vdash_{\perp} \alpha$ влечёт $\vdash_{\neg} |\alpha|_{\neg}$
- (b) $\vdash_{\neg} \alpha$ влечёт $\vdash_{\perp} |\alpha|_{\perp}$

Задание №2. Теоремы об исчислении высказываний. Знакомство с интуиционистским исчислением высказываний.

1. Покажите, что в классическом исчислении высказываний $\Gamma \models \alpha$ влечёт $\Gamma \vdash \alpha$.
2. Базой топологического пространства $\langle X, \Omega \rangle$ назовём множество $\mathcal{B} \subseteq \Omega$, что $\Omega = \{\cup S \mid S \subseteq \mathcal{B}\}$ — любое открытое множество получается объединением некоторого подмножества базы. Например, для дискретной топологии $\mathcal{B} = \{\{x\} \mid x \in X\}$.
Назовём минимальной базой топологии такую базу, что в ней никакое множество не может быть получено объединением семейства других множеств из базы.
 - (a) Покажите, что топологическое пространство на вещественных числах с базой $\mathcal{B} = \{(a, b) \mid a, b \in \mathbb{R}\}$ совпадает с топологическим пространством \mathbb{R} из матанализа (то есть, совпадают множества открытых множеств).
 - (b) Существует ли минимальная база для топологии стрелки?
 - (c) Существует ли минимальная база для топологии Зарисского (носитель — \mathbb{R} , открыты \emptyset, \mathbb{R} и все множества с конечным дополнением)?
3. Заметим, что определения стараются давать как можно более узкими: если некоторое свойство вытекает из других, то это уже не свойство из определения, а теорема. Поэтому приведите примеры $\langle X, \Omega \rangle$, нарушающие только первое, только второе и только третье условие на топологию.
4. Напомним, что замкнутое множество — такое, дополнение которого открыто. Заметим, что на \mathbb{R} ровно два множества одновременно открыты и замкнуты — \emptyset и всё пространство. Постройте другую (не евклидову) топологию на \mathbb{R} , чтобы в ней было ровно четыре множества, которые одновременно открыты и замкнуты. А возможно ли построить топологическое пространство, в котором было бы ровно три открыто-замкнутых множества?
5. Предложите пример топологического пространства, в котором пересечение произвольного семейства открытых множеств — открыто. Топологическое пространство должно иметь бесконечный носитель (чтобы задача имела содержательный смысл) и не должно иметь дискретную или антидискретную топологию (не должно быть в каком-то смысле вырожденным).
6. Наибольшим (наименьшим) значением в каком-то множестве назовём такое, которое больше (меньше) всех других элементов множества. Несложно заметить, что для отношения включения множеств далеко не всегда такое можно определить: например, на \mathbb{R}^2 не существует наибольшего круга с радиусом 1, хотя такой круг существует на $\{z \mid z \in \mathbb{R}^2, |z| \leq 1\}$.

Внутренностью множества A° назовём наибольшее открытое множество, содержащееся в A . *замкнутое* множество — такое, дополнение которого открыто. *Замыканием* множества \bar{A} назовём наименьшее замкнутое множество, содержащее A . Назовём *окрестностью* точки x такое открытое множество V , что $x \in V$. Будем говорить, что точка $x \in A$ *внутренняя*, если существует окрестность V , что $V \subseteq A$. Точка x — *границчная*, если любая её окрестность V пересекается как с A , так и с его дополнением.

- (a)
 - Покажите, что A открыто тогда и только тогда, когда все точки A — внутренние. Также покажите, что $A^\circ = \{x \mid x \in A \text{ \& } x \text{ — внутренняя точка}\}$;
 - Покажите, что A замкнуто тогда и только тогда, когда содержит все свои граничные точки. Также покажите, что $\bar{A} = \{x \mid x \text{ — внутренняя или граничная точка}\}$.
 - Верно ли, что $\bar{A} = X \setminus ((X \setminus A)^\circ)$?
- (b) Пусть $A \subseteq B$. Как связаны A° и B° , а также \bar{A} и \bar{B} ? Верно ли $(A \cap B)^\circ = A^\circ \cap B^\circ$ и $(A \cup B)^\circ = A^\circ \cup B^\circ$?
- (c) *Задача Куратовского.* Будем применять операции взятия внутренности и замыкания к некоторому множеству всевозможными способами. Сколько различных множеств может всего получиться? *Указание.* Покажите, что $\overline{(\bar{A}^\circ)} = \bar{A}^\circ$.

7. Задача проверки высказываний на истинность в ИИВ сложнее, чем в КИВ. Тем не менее, если формула опровергается, то она опровергается на \mathbb{R} с евклидовой топологией. Если же такого опровержения нет, то формула доказуема (то есть, ИИВ семантически полно на \mathbb{R}). Например, формула $A \vee \neg A$ опровергается при $\llbracket A \rrbracket = (0, +\infty)$, так как $\llbracket A \vee \neg A \rrbracket = \mathbb{R} \setminus \{0\}$.

Очевидно, что любая интуиционистская тавтология общезначима и в классической логике:

- формула общезначима в интуиционистской логике;
- значит, истинна при всех оценках;
- значит, в частности, при всех оценках на \mathbb{R} ;
- то есть, по теореме, упомянутой выше, доказуема в ИИВ;
- а схема аксиом 10и — частный случай схемы аксиом 10.

Обратное же неверно. Определите, являются ли следующие формулы тавтологиями в КИВ и ИИВ (предложите опровержение или доказательство общезначимости/выводимости для каждого из исчислений). В качестве доказательств формул приводите их натуральный вывод.

- $((A \rightarrow B) \rightarrow A) \rightarrow A$;
 - $\neg\neg A \rightarrow A$;
 - $(A \rightarrow B) \vee (B \rightarrow A)$ (из двух утверждений одно непременно следует из другого: например, «я не люблю зиму» и «я не люблю лето»);
 - $(A \rightarrow B) \vee (B \rightarrow C)$;
 - $(A \rightarrow (B \vee \neg B)) \vee (\neg A \rightarrow (B \vee \neg B))$;
 - $\alpha \vee \beta \vdash \neg(\neg\alpha \& \neg\beta)$ и $\neg(\neg\alpha \& \neg\beta) \vdash \alpha \vee \beta$;
 - $\neg\alpha \& \neg\beta \vdash \neg(\alpha \vee \beta)$ и $\neg(\alpha \vee \beta) \vdash \neg\alpha \& \neg\beta$;
 - $\alpha \rightarrow \beta \vdash \neg\alpha \vee \beta$ и $\neg\alpha \vee \beta \vdash \alpha \rightarrow \beta$.
8. Известно, что в КИВ все связки могут быть выражены через операцию «и-не» («или-не»). Также, они могут быть выражены друг через друга (достаточно, например, отрицания и конъюнкций). Однако, в ИИВ это не так. Покажите, что никакие связки не выражаются друг через друга: то есть, нет такой формулы $\varphi(A, B)$ из языка интуиционистской логики, не использующей связку $*$, что $\vdash A * B \rightarrow \varphi(A, B)$ и $\vdash \varphi(A, B) \rightarrow A * B$. Покажите это для каждой связки в отдельности:

- конъюнкция;
- дизъюнкция;
- импликация;
- отрицание.

Задание №3. Изоморфизм Карри-Ховарда. Дополнительные топологические определения. Решётки.

- Непрерывной функцией называется такая, для которой прообраз открытого множества всегда открыт. Путём на топологическом пространстве X назовём непрерывное отображение вещественного отрезка $[0, 1]$ в X . Опишите пути (то есть, опишите, какие функции могли бы являться путями):
 - на \mathbb{N} (с дискретной топологией);
 - в топологии Зарисского;
 - на дереве (с топологией с лекции);
- Всегда ли непрерывным образом связного пространства является другое связное (под)пространство? Докажите или опровергните.
- Как мы помним с лекции, возможно доказывать интуиционистские утверждения, воспользовавшись изоморфизмом Карри-Ховарда, то есть написав соответствующую программу на каком-нибудь статически типизированном языке программирования.

Например, на C++ так можно доказать $A \rightarrow A$:

```
A identity (A x) { return x; }
```

Докажите следующие утверждения, не пользуясь в коде тем фактом, что обычно языки программирования противоречивы (то есть, не используйте исключений, функций, не возвращающих управления, и других подобных конструкций).

- $A \rightarrow B \rightarrow A$

- (b) $A \& B \rightarrow A \vee B$
(c) $(A \& (B \vee C)) \rightarrow ((A \& B) \vee (A \& C))$
(d) $(A \rightarrow C) \rightarrow (B \rightarrow C) \rightarrow ((A \vee B) \rightarrow C)$
(e) $(B \vee C \rightarrow A) \rightarrow (B \rightarrow A) \& (C \rightarrow A)$
(f) $(A \rightarrow B) \rightarrow (\neg B \rightarrow \neg A)$
(g) $((A \rightarrow B) \rightarrow C) \rightarrow (A \rightarrow (B \rightarrow C))$
(h) $(A \rightarrow B) \& (A \rightarrow \neg B) \rightarrow \neg A$
(i) Выразимые в интуиционистском исчислении высказываний аналоги правил де Моргана для импликации.
4. Рассмотрим подмножество частично упорядоченного множества, и рассмотрим следующие свойства: (а) наличие наибольшего элемента; (б) наличие супремума; (в) наличие единственного максимального элемента. Всего можно рассмотреть шесть утверждений ((а) влечёт (б), (а) влечёт (в), и т.п.) — про каждое определите, выполнено ли оно в общем случае, и приведите либо доказательство, либо контрпример. Задача состоит из одного пункта, для получения баллов все шесть утверждений должны быть разобраны.
5. Покажите следующие утверждения для импликативных решёток:
- (a) монотонность: пусть $a \leq b$ и $c \leq d$, тогда $a + c \leq b + d$ и $a \cdot c \leq b \cdot d$;
(b) законы поглощения: $a \cdot (a + b) = a$; $a + (a \cdot b) = a$;
(c) $a \leq b$ выполнено тогда и только тогда, когда $a \rightarrow b = 1$;
(d) из $a \leq b$ следует $b \rightarrow c \leq a \rightarrow c$ и $c \rightarrow a \leq c \rightarrow b$;
(e) из $a \leq b \rightarrow c$ следует $a \cdot b \leq c$;
(f) $b \leq a \rightarrow b$ и $a \rightarrow (b \rightarrow a) = 1$;
(g) $a \rightarrow b \leq ((a \rightarrow (b \rightarrow c)) \rightarrow (a \rightarrow c))$;
(h) $a \leq b \rightarrow a \cdot b$ и $a \rightarrow (b \rightarrow (a \cdot b)) = 1$
(i) $a \rightarrow c \leq (b \rightarrow c) \rightarrow (a + b \rightarrow c)$
(j) импликативная решётка дистрибутивна: $(a + b) \cdot c = (a \cdot c) + (b \cdot c)$
6. Докажите, основываясь на формулах предыдущих заданий, что интуиционистское исчисление высказываний корректно, если в качестве модели выбрать алгебру Гейтинга.
7. Покажите, что на конечном множестве дистрибутивная решётка всегда импликативна.
8. Постройте пример дистрибутивной, но не импликативной решётки.
9. Покажите, что в дистрибутивной решётке всегда $a + (b \cdot c) = (a + b) \cdot (a + c)$.
10. Пусть $R \subseteq A \times A$ — отношение эквивалентности (то есть транзитивное, рефлексивное и симметричное). Тогда фактор-множество $A/R := \{[x]_R \mid x \in A\}$ — множество классов эквивалентности, где $[x]_R = \{t \in A \mid tRx\}$. Покажите, что каждый элемент множества A принадлежит в точности одному классу эквивалентности. Два класса эквивалентности либо не пересекаются, либо совпадают.
11. Пусть $R \subseteq A \times A$ — отношение нестрогого предпорядка (транзитивное и рефлексивное). И пусть $a \approx b$, если aRb и bRa . Покажите, что
- (a) Если aRb и $a \approx a'$, $b \approx b'$, то $a'Rb'$.
(b) R^\approx — отношение нестрогого порядка на A/\approx в следующем смысле: $[a]_\approx R^\approx [b]_\approx$ выполнено, если aRb (корректность определения также необходимо показать).
12. Покажите, что (\leq) из определения алгебры Линденбаума — отношение нестрогого предпорядка, (\approx) — отношение эквивалентности, а $(\leq)/_\approx$ — отношение нестрогого порядка.
13. Покажите, что $[\alpha]_L + [\beta]_L = [\alpha \vee \beta]_L$. Зависит ли результат от выбора представителей классов эквивалентности $[\alpha]$ и $[\beta]$? Ответ также докажите.
14. Покажите, что $[\alpha \rightarrow \beta]_L$ — псевдодополнение $[\alpha]_L$ до $[\beta]_L$.

Задание №4. Модели для ИИВ

1. Определение: противоречивая теория — такая, в которой доказуема любая формула. Покажите, что для КИВ (а равно и для ИИВ) определение имеет следующие эквивалентные формулировки:

- доказуема любая формула исчисления;
- $\vdash \alpha \& \neg\alpha$ при некотором α ;
- $\vdash A \& \neg A$;
- для некоторой формулы α имеет место $\vdash \alpha$ и $\vdash \neg\alpha$.

Также покажите, что КИВ непротиворечиво (расшифруйте слово «очевидно», использованное в четвёртой лекции).

2. Опровергните формулы с помощью какой-нибудь модели Кripке:

- $((A \rightarrow B) \rightarrow A) \rightarrow A$;
- $(A \rightarrow B) \rightarrow \neg A \vee B$;
- $(A \rightarrow (B \vee \neg B)) \vee (\neg A \rightarrow (B \vee \neg B))$.

3. Покажите, что любая модель Кripке обладает свойством: для любых W_i, W_j, α , если $W_i \leq W_j$ и $W_i \Vdash \alpha$, то $W_j \Vdash \alpha$.

4. Несколько задач на упрощение структуры миров моделей Кripке.

- Покажите, что формула опровергается моделью Кripке тогда и только тогда, когда она опровергается древовидной моделью Кripке.
- Верно ли, что если формула опровергается некоторой конечной древовидной моделью Кripке (причём у каждой вершины не больше двух сыновей), то эту древовидную модель можно достроить до полного бинарного дерева, с сохранением свойства опровергимости?
- Верно ли, что если некоторая модель Кripке опровергает некоторую формулу, то добавление любого мира к модели в качестве потомка к любому из узлов оставит опровержение в силе?

5. Покажите, что модель Кripке \mathcal{M} из одного узла эквивалентна классической модели. То есть, по каждой такой модели можно найти эквивалентную ей классическую модель \mathcal{T} , что $\models_{\mathcal{M}} \alpha$ тогда и только тогда, когда $\models_{\mathcal{T}} \alpha$. Напомним, что для задания классической модели необходимо указать значения всех пропозициональных переменных. Сохранится ли это свойство для модели, заданной на лесе несвязных узлов?

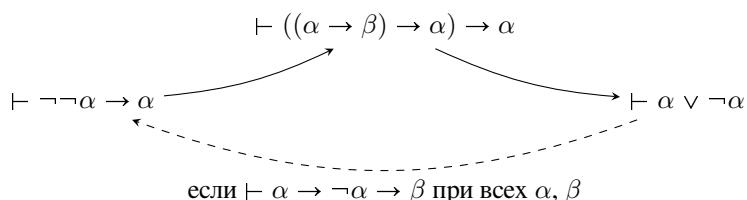
6. Покажите, что формула опровергается моделью Кripке тогда и только тогда, когда она опровергается конечной моделью Кripке.

7. Постройте опровергимую в ИИВ формулу, которая не может быть опровергнута моделью Кripке (ответ требуется доказать):

- (*) глубины 0 или 1;
- (*) глубины $n \in \mathbb{N}$ и меньше.

8. Давайте разберёмся во взаимоотношениях различных формулировок закона исключенного третьего и подобных законов. Для этого определим *минимальное* исчисление высказываний как ИИВ без 10 схем аксиом. Заметим, что переход от $\vdash \neg\neg\alpha \rightarrow \alpha$ при всех α к $\vdash ((\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow \alpha) \rightarrow \alpha$ уже был ранее доказан (закон Пирса следует из закона снятия двойного отрицания).

Давайте продолжим строить кольцо:



для чего покажите, что в минимальном исчислении:

- (a) Если $\vdash ((\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow \alpha) \rightarrow \alpha$ при всех α и β , то $\vdash \alpha \vee \neg\alpha$ (закон исключённого третьего следует из закона Пирса).
- (b) Если $\vdash \alpha \rightarrow \neg\alpha \rightarrow \beta$ («из лжи следует, что угодно», он же *принцип взрыва*) и $\vdash \alpha \vee \neg\alpha$ при всех α и β , то $\vdash \neg\neg\alpha \rightarrow \alpha$.
- (c) (*) Из закона Пирса не следует закон снятия двойного отрицания и из закона исключённого третьего не следует закон Пирса.
- (d) (*) Закон Пирса и принцип взрыва независимы (невозможно доказать один из другого).

Задание №5. Исчисление предикатов

1. (Приводится по учебнику Ивлева Ю.В. «Логика», 2006 год) Определите состав, фигуру, модус силлогизма и проверьте его. Формализуйте утверждение в исчислении предикатов (пусть это будет вывод из посылок вида $\alpha, \beta \vdash \gamma$).
 - (a) Некоторые учащиеся являются троичниками. Все студенты — учащиеся. Следовательно, некоторые студенты — троичники.
 - (b) Каждый капитан корабля обладает громким голосом. Каждый оперный певец обладает громким голосом. Следовательно, некоторые капитаны кораблей являются оперными певцами.
 - (c) Все рыбы дышат жабрами. Некоторые дышащие жабрами живут в море. Следовательно, среди обитателей моря имеются рыбы.
2. (Приводится по учебнику Ивлева Ю.В. «Логика», 2006 год) Осуществите, если это возможно, правильный вывод из следующих посылок по одной из фигур силлогизма. Формализуйте утверждение в исчислении предикатов.
 - (a) Все ученые занимаются умственным трудом. Некоторые ученые не являются городскими жителями.
 - (b) Некоторые верующие не имеют высшего образования. Все католики — верующие.
3. Формализуйте какой-нибудь силлогизм с «плохим» модусом (требующий условие непустоты среднего термина) в исчислении предикатов. Докажите силлогизм с условием непустоты в исчислении предикатов — и постройте контрпример к силлогизму без условия непустоты среднего термина (постройте надлежащую модель).
4. Постройте по силлогизму из двух разных модусов (сильного и слабого). Формализуйте их и постройте доказательство в исчислении предикатов, что из сильного силлогизма следует слабый (то есть заключение силлогизма сильного модуса влечёт заключение силлогизма слабого модуса при условии, что в силлогизмах совпадают предикат, субъект и средний термин; потребуется подобрать правильную пару силлогизмов). Возможно, вам тут также потребуется условие непустоты — в таком случае приведите контрпример при его отсутствии.
5. Докажите (или опровергните) следующие формулы в исчислении предикатов:
 - (a) $(\forall x.\phi) \rightarrow (\forall y.\phi[x := y])$, если есть свобода для подстановки y вместо x в ϕ и y не входит свободно в ϕ .
 - (b) $(\forall x.\phi) \rightarrow (\exists x.\phi)$ и $(\forall x.\forall x.\phi) \rightarrow (\forall x.\phi)$
 - (c) $(\forall x.\phi) \rightarrow (\neg\exists x.\neg\phi)$ и $(\exists x.\neg\phi) \rightarrow (\neg\forall x.\phi)$
 - (d) $(\forall x.\alpha \vee \beta) \rightarrow (\neg\exists x.\neg\alpha) \& (\neg\exists x.\neg\beta)$
 - (e) $((\forall x.\alpha) \vee (\forall y.\beta)) \rightarrow \forall x.\forall y.\alpha \vee \beta$. Какие условия надо наложить на переменные и формулы? Приведите контрпримеры, поясняющие необходимость условий.
 - (f) $(\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow \forall x.(\alpha \rightarrow \beta)$. Возможно, нужно наложить какие-то условия на переменные и формулы? Приведите контрпримеры, поясняющие необходимость условий (если условия требуются).
 - (g) $(\alpha \rightarrow \forall x.\beta) \rightarrow (\forall x.\alpha \rightarrow \beta)$ при условии, что x не входит свободно в α .
6. Опровергните формулы $\phi \rightarrow \forall x.\phi$ и $(\exists x.\phi) \rightarrow (\forall x.\phi)$
7. Докажите или опровергните (каждую формулу в отдельности): $(\forall x.\exists y.\phi) \rightarrow (\exists y.\forall x.\phi)$ и $(\exists x.\forall y.\phi) \rightarrow (\forall y.\exists x.\phi)$;
8. Докажите или опровергните (каждую формулу в отдельности): $(\forall x.\exists y.\phi) \rightarrow (\exists x.\forall y.\phi)$ и $(\exists x.\forall y.\phi) \rightarrow (\forall x.\exists y.\phi)$

Задание №6. Теорема о полноте И.П.

1. Докажите теорему Гливенко: в КИВ/ИИВ, если $\vdash_{\kappa} \varphi$, то $\vdash_{\text{и}} \neg\neg\varphi$. А также покажите Следствие: ИИВ противоречиво тогда и только тогда, когда противоречиво КИВ.

2. Докажите, что теорема Гливенко в такой формулировке неверна в интуиционистском исчислении предикатов (её можно переформулировать — но это не входит в данное задание).

Указание: возможно, вам поможет следующая модель для ИИП. Докажите, что это модель ИИП, если вы пойдёте по этому пути. Пусть $\langle X, \Omega \rangle$ — некоторое топологическое пространство и $V = \Omega$ (как и в исчислении высказываний), пропозициональные связки определим аналогично топологической интерпретации И.И.В., оценки же кванторов сделать такими:

$$\llbracket \forall x. \varphi \rrbracket = \left(\bigcap_{v \in D} \llbracket \varphi \rrbracket^{x:=v} \right)^\circ, \quad \llbracket \exists x. \varphi \rrbracket = \bigcup_{v \in D} \llbracket \varphi \rrbracket^{x:=v}$$

3. Пусть заданы какие-то дизъюнктные семейства термов без свободных переменных T_1 и T_2 (то есть $T_1 \cap T_2 = \emptyset$), а также одноместный предикатный символ P . Покажите, что семейство $\Gamma = \{P(\theta) \mid \theta \in T_1\} \cup \{\neg P(\theta) \mid \theta \in T_2\}$ непротиворечиво.

4. Обозначим за $\sigma \leftrightarrow \zeta$ две импликации: $(\sigma \rightarrow \zeta) \& (\zeta \rightarrow \sigma)$. Докажите, что $(\exists x. \varphi) \leftrightarrow ((\exists y. \varphi)[x := y])$. Какие условия надо наложить на φ , чтобы доказательства имели место? Постройте контрпримеры к ситуациям, когда условия не выполнены.

5. Попробуем наметить доказательство теоремы о переносе кванторов, рассмотрев некоторые вспомогательные леммы. Несложно заметить, что используя данные и аналогичные утверждения, возможно доказать всю теорему:

- Какая формула с поверхностными кванторами будет соответствовать формуле $(\forall x. P(x)) \vee \exists y. P(y) \& Q(y)$? Докажите эквивалентность.
- Эквивалентность предполагает наличие двух импликаций: для внесения кванторов внутрь — или для вынесения их наружу. Для начала вынесем квантор наружу — например, для импликации: $(\forall x. \alpha) \rightarrow (\forall y. \beta)$. Как правильно вынести левый квантор, $\forall x. \forall y. \alpha \rightarrow \beta$ или $\exists x. \forall y. \alpha \rightarrow \beta$? Постройте вывод для правильного варианта, постройте контрпример для неправильного. Какие условия надо наложить на формулы α и β (при наложении условия предложите надлежащий контрпример)?
- И теперь внесём квантор внутрь (например, для дизъюнкции): $(\forall x. \alpha \vee \beta) \rightarrow (\forall x. \alpha) \vee (\forall x. \beta)$. Какие условия надо наложить на формулы α и β (при наложении условия предложите обосновывающий его контрпример)?
- Научимся преобразовывать выражение по частям: например, если $\alpha \rightarrow \beta$, то $(\beta \rightarrow \gamma) \rightarrow (\alpha \rightarrow \gamma)$ и $(\exists x. \alpha) \rightarrow (\exists x. \beta)$ (какие условия надо наложить на формулы α и β ?).

Задание №7. Неразрешимость ИП, аксиоматика Пеано, формальная арифметика.

1. Покажите, что исчисление предикатов неполно в моделях ограниченной конечной мощности. А именно, пусть дана модель $\mathcal{M} = \langle D, F, T, E \rangle$. Назовём мощностью модели мощность её предметного множества: $|\mathcal{M}| = |D|$. Покажите, что для любой конечной мощности модели $n \in \mathbb{N}$ найдётся такая формула α , что при $|\mathcal{M}| \leq n$ выполнено $\llbracket \alpha \rrbracket_{\mathcal{M}} = I$, но $\not\models \alpha$.

2. Напишите следующие программы для машины Тьюринга и продемонстрируйте их работу с помощью какого-нибудь эмулятора:

- сортирующую строку в алфавите $\{0, 1\}$ (например, из 01110111 программа должна сделать 00111111); в этом и в последующих заданиях в алфавит внешних символов при необходимости можно добавить дополнительные символы;
- вычитающую 1 из числа в двоичной системе (например, из 1011 программа должна сделать 1010);
- в строке в алфавите $\{0, 1, 2\}$ сокращающую все «постоянные» подстроки до одного символа: машина должна превратить 1022220101111 в 1020101;
- допускающую правильные скобочные записи (например, $((()$ должно допускаться, а $)()()$ — отвергаться);

- (e) допускающую строки вида $a^n b^n c^n$ в алфавите $\{a, b, c\}$ (например, строка $aabbcc$ должна допускаться, а $abbbc$ — отвергаться);
3. Предложите метод, каким образом возможно закодировать машину Тьюринга с помощью двоичной строки. Символы алфавитов занумеруйте (чтобы не иметь сложностей с разным начертанием букв).
 4. На вашем любимом языке программирования напишите программу, печатающую свой текст. Нельзя использовать рефлексию, работу с файлами и другие конструкции языка, дающие доступ к исходному коду. Данная программа (её аналог) используется в доказательстве неразрешимости задачи останова, укажите это место.
 5. Рассмотрим аксиоматику Пеано. Пусть

$$a^b = \begin{cases} 1, & b = 0 \\ a^c \cdot a, & b = c' \end{cases}$$

Докажите, что:

- (a) $a \cdot b = b \cdot a$
 - (b) $(a + b) \cdot c = a \cdot c + b \cdot c$
 - (c) $a^{b+c} = a^b \cdot a^c$
 - (d) $(a^b)^c = a^{b \cdot c}$
 - (e) $(a + b) + c = a + (b + c)$
6. Определим отношение «меньше или равно» так: $0 \leq a$ и $a' \leq b'$, если $a \leq b$. Докажите, что:
 - (a) $x \leq x + y$;
 - (b) $x \leq x \cdot y$ (укажите, когда это так — в остальных случаях приведите контрпримеры);
 - (c) Если $a \leq b$ и $m \leq n$, то $a \cdot m \leq b \cdot n$;
 - (d) $x \leq y$ тогда и только тогда, когда существует n , что $x + n = y$;
 - (e) Будем говорить, что a делится на b с остатком, если существуют такие p и q , что $a = b \cdot p + q$ и $0 \leq q < b$. Покажите, что p и q всегда существуют и единственны, если $b > 0$.
 7. Обозначим за \bar{n} представление числа n в формальной арифметике:

$$\bar{n} = \begin{cases} 0, & n = 0 \\ (\bar{k})', & n = k + 1 \end{cases}$$

Например, $\bar{5} = 0''''$. Докажите в формальной арифметике (доказательства могут использовать метаязык, но при этом из текста должно быть понятно, как выстроить полное доказательство):

- (a) $\vdash \bar{2} \cdot \bar{2} = \bar{4}$;
 - (b) $\vdash \forall a. a \cdot 0 = 0 \cdot a$;
 - (c) $\vdash \forall a. a \cdot \bar{2} = a + a$;
 - (d) $\vdash \forall p. (\exists q. q' = p) \vee p = 0$ (единственность нуля);
8. Покажите, что в аксиоматике Пеано нет делителей нуля (нет положительных p и q , что $pq = 0$), и перенесите это доказательство в формальную арифметику: $\vdash p \cdot q = 0 \rightarrow p = 0 \vee q = 0$.
 9. Покажите, что если $a \leq b$ (в смысле определения выше), то $\vdash \exists t. \bar{a} + t = \bar{b}$.

Задание №8. Арифметизация логики.

1. Покажите, что какой-нибудь сильный модус (кроме Barbara) в арифметизации Лейбница всегда корректен, а также что какой-нибудь слабый модус корректен, если термины непусты (и предъявите контрпример при пустых терминах).
2. Напомним, что k -местное отношение R выражимо в формальной арифметике, если существует формула формальной арифметики ρ со свободными переменными x_1, \dots, x_k , что:
 - для всех $\langle a_1, \dots, a_k \rangle \in R$ выполнено $\vdash \rho[x_1 := \bar{a}_1] \dots [x_k := \bar{a}_k]$ (доказуема формула ρ с подставленными значениями a_1, \dots, a_k вместо свободных переменных x_1, \dots, x_k);

- для всех $\langle a_1, \dots, a_k \rangle \notin R$ выполнено $\vdash \neg\rho[x_1 := \bar{a}_1] \dots [x_k := \bar{a}_k]$.

Выразите в формальной арифметике (укажите формулу ρ и докажите требуемые свойства про неё):

- «пустое» отношение $R = \emptyset$ (никакие два числа не состоят в отношении);
- отношение $Z = \{\langle x, 0 \rangle \mid x \in \mathbb{N}_0\}$.

3. С использованием эмулятора рекурсивных функций (применённый на лекции синтаксис подсказывает использование библиотеки на C++, но вы можете выбрать любой другой способ эмуляции), покажите, что следующие функции примитивно-рекурсивны. Ваше решение должно быть продемонстрировано в работе на простых примерах. Возможно, при реализации сложных функций вам потребуется для ускорения работы заменить базовые функции на «нативные» (например, умножение, реализованное через примитивы, заменить на встроенную операцию) — это можно делать при условии, что для них у вас есть эквивалентная примитивно-рекурсивная реализация.

- умножение и ограниченное вычитание;
- целочисленное деление и остаток от деления;
- вычисление n -го простого числа (напомним теорему Берграна-Чебышёва: для любого натурального $n \geq 2$ найдётся простое число между n и $2n$);
- частичный логарифм $\text{plog}_n(k) = \max\{p \mid k : n^p\}$ (например, $\text{plog}_2(96) = 5$);
- вычисление длины списка в гёделевой нумерации (например, $\text{len}(3796875000) = \text{len}(2^3 \cdot 3^5 \cdot 5^9) = 3$);
- выделение подсписка из списка (например, $\text{sublist}(2^2 \cdot 3^3 \cdot 5^4 \cdot 7^5, 2, 2) = 2^4 \cdot 3^5$);

4. Дадим следующее определение общерекурсивным функциям (отличается от того, что было на лекции): рассмотрим термы языка формальной арифметики (без арифметических операций) и назовём выражение вида $\theta_1 = \theta'_1$ уравнением. Будем говорить, что из системы уравнений E выводится уравнение $\theta_k = \theta'_k$, если оно будет получено путём применения следующих правил:

- в любом уравнении системы можно заменить все вхождения какой-то одной переменной x на какой-то литерал \bar{n} ;
- если в систему входит уравнение вида $f(\bar{n}_1, \dots, \bar{n}_k) = \bar{m}$, то в любом уравнении системы можно заменить его левую часть на правую;
- в любом уравнении можно поменять левую и правую часть равенства местами.

Функция f называется общерекурсивной, если существует конечная система уравнений E , что при фиксированных n_1, \dots, n_k из неё может быть выведено $f(\bar{n}_1, \dots, \bar{n}_k) = \bar{m}$ для единственного m .

Например,

$$\begin{cases} f(x, 0) = x \\ f(x, y') = f(x, y)' \end{cases}$$

задаёт $f(x, y) = x + y$

Определите следующие функции в общерекурсивных функциях:

- умножение, деление;
- проверку числа на простоту;
- частичный логарифм;
- функцию Аккермана.

5. Покажите, что если функция общерекурсивна в смысле прошлого пункта, то она является эффективно вычислимой (предложите любую реализацию, на любом языке, сводящемся к абстрактному алгоритму).

6. Пусть n -местное отношение R выражимо в формальной арифметике. Покажите, что тогда его характеристическая функция C_R представима в формальной арифметике:

$$C_R(\vec{x}) = \begin{cases} 1, & \vec{x} \in R \\ 0, & \text{иначе} \end{cases}$$

7. Покажите, что в определении представимости пункт $\vdash \neg\varphi(\bar{x}_1, \dots, \bar{x}_n, \bar{y})$ при $f(x_1, \dots, x_n) \neq y$ не является обязательным и может быть доказан из остальных пунктов определения представимой функции.

8. Покажите, что функция $f(x) = x + 2$ представима в формальной арифметике (в ответе также требуется привести все пропущенные на лекции выводы в формальной арифметике).