Теоретические домашние задания

Математическая логика, ИТМО, M3232-M3239, осень 2024 года

Общие замечания

1. Одно задание оценивается в 3.5 балла. При использовании TeX или Typst для оформления задание оценивается в 4 балла. При крайне плохом оформлении оценка может быть понижена до 3 баллов.
2. Заданием (по умолчанию) считается один пункт, занумерованный цифрой или буквой. Пункты без нумерации считаются частями одного задания.
3. Курс можно условно разделить на три части (исчисления высказываний и предикатов, формальная арифметика, теория множеств). В каждой из частей можно ответить не более четырёх заданий.

Задание №1. Знакомство с классическим исчислением высказываний.

При решении заданий вам может потребоваться теорема о дедукции (будет доказана на второй лекции):

Теорема 1. $\gamma_1, \dots, \gamma_n, \alpha \vdash \beta$ *тогда и только тогда, когда* $\gamma_1, \dots, \gamma_n \vdash \alpha \to \beta$.

Пример использования: пусть необходимо доказать $\vdash A \to A$ — то есть доказать существование вывода формулы $A \to A$ (заметьте, так поставленное условие не требует этот вывод предъявлять, только доказать его существование). Тогда заметим, что последовательность из одной формулы A доказывает $A \vdash A$. Далее, по теореме о дедукции, отсюда следует и $\vdash A \to A$ (то есть, существование вывода формулы $A \to A$, не использующего гипотезы).

Теорема будет доказана конструктивно: будет предъявлен алгоритм, перестраивающий вывод $\gamma_1, \dots, \gamma_n, \alpha \vdash \beta$ в вывод $\gamma_1, \dots, \gamma_n \vdash \alpha \to \beta$

1. Докажите:
   (a) $\vdash (A \to A \to B) \to (A \to B)$
   (b) $\vdash \neg(A \,\&\, \neg A)$
   (c) $\vdash A \,\&\, B \to B \,\&\, A$
   (d) $\vdash A \vee B \to B \vee A$
   (e) $A \,\&\, \neg A \vdash B$
2. Докажите:
   (a) $\vdash A \to \neg\neg A$
   (b) $\neg A, B \vdash \neg(A \& B)$
   (c) $\neg A, \neg B \vdash \neg(A \vee B)$
   (d) $A, \neg B \vdash \neg(A \to B)$
   (e) $\neg A, B \vdash A \to B$
3. Докажите:
   (a) $\vdash (A \to B) \to (B \to C) \to (A \to C)$
   (b) $\vdash (A \to B) \to (\neg B \to \neg A)$ *(правило контрапозиции)*
   (c) $\vdash \neg(\neg A \,\&\, \neg B) \to (A \vee B)$ *(вариант I закона де Моргана)*
   (d) $\vdash A \vee B \to \neg(\neg A \,\&\, \neg B)$
   (e) $\vdash (\neg A \vee \neg B) \to \neg(A \,\&\, B)$ *(II закон де Моргана)*
   (f) $\vdash (A \to B) \to (\neg A \vee B)$
   (g) $\vdash A \,\&\, B \to A \vee B$
   (h) $\vdash ((A \to B) \to A) \to A$ *(закон Пирса)*
   (i) $\vdash A \vee \neg A$
   (j) $\vdash (A \,\&\, B \to C) \to (A \to B \to C)$

(k) $\vdash A \,\&\, (B \vee C) \to (A \,\&\, B) \vee (A \,\&\, C)$ *(дистрибутивность)*

(l) $\vdash (A \to B \to C) \to (A \,\&\, B \to C)$

(m) $\vdash (A \to B) \vee (B \to A)$

(n) $\vdash (A \to B) \vee (B \to C) \vee (C \to A)$

4. Даны высказывания α и β, причём $\vdash \alpha \to \beta$ и $\nvdash \beta \to \alpha$. Укажите способ построения высказывания γ, такого, что $\vdash \alpha \to \gamma$ и $\vdash \gamma \to \beta$, причём $\nvdash \gamma \to \alpha$ и $\nvdash \beta \to \gamma$.

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

6. Покажите, что классическое исчисление высказываний допускает правило Modus Tollens:

$$\frac{\varphi \to \psi \qquad \neg\psi}{\neg\varphi}$$

   А именно, пусть дан некоторый вывод, в котором каждая формула — либо аксиома, либо получена по правилу Modus Ponens, либо имеет вид $\delta_n \equiv \neg\varphi$, причём ранее в доказательстве встречается $\delta_i \equiv \neg\psi$ и $\delta_j \equiv \varphi \to \psi$ (при этом $\max(i, j) < n$). Тогда такой вывод можно перестроить в корректное доказательство в классическом исчислении высказываний.

   В данном задании от вас требуется аккуратное изложение доказательства, видимо, использующее математическую индукцию. То есть, чётко сформулированное индукционное предположение и полные доказательства базы и перехода.

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

1. Давайте вспомним, что импликация правоассоциативна: $\alpha \to \beta \to \gamma \equiv \alpha \to (\beta \to \gamma)$. Но рассмотрим иную расстановку скобок: $(\alpha \to \beta) \to \gamma$. Возможно ли доказать логическое следствие между этими вариантами расстановки скобок — и каково его направление? Зависит ли это от варианта исчисления (классическое/интуиционистское)?

2. Покажите, что в классическом исчислении высказываний $\Gamma \models \alpha$ влечёт $\Gamma \vdash \alpha$.

3. Покажите, что в классическом исчислении высказываний $\Gamma \vdash \alpha$ влечёт $\Gamma \models \alpha$.

4. 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).

5. 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:

   $(9_\perp)$ $\quad ((\alpha \to \perp) \to \perp) \to \alpha$

   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 $\neg\alpha := \alpha \to \perp$ (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 $\vdash_\perp |\alpha|_\perp$

6. 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).

7. Покажите, что дискретная топология, антидискретная топология (открыты только $\varnothing$ и X), топология стрелки, топология Зарисского (носитель — $\mathbb{R}$, открыты $\varnothing$, $\mathbb{R}$ и все множества с конечным дополнением) являются топологиями.

8. 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.

9. Напомним, что замкнутое множество — такое, дополнение которого открыто. Заметим, что на $\mathbb{R}$ ровно два множества одновременно открыты и замкнуты — $\varnothing$ 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?

10. Назовём минимальной базой топологии такую базу, что в ней никакое множество не может быть получено объединением семейства других множеств из базы.

    (a) Постройте минимальную базу для дискретной топологии.

    (b) Существует ли минимальная база для топологии стрелки?

    (c) Существует ли минимальная база для топологии Зарисского (носитель — $\mathbb{R}$, открыты $\varnothing$, $\mathbb{R}$ и все множества с конечным дополнением)?

11. 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).

12. 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 $\{z \mid z \in \mathbb{R}^2, |z| \leqslant 1\}$.

    Внутренностью множества A° назовём наибольшее открытое множество, содержащееся в A. Покажите, что внутренность множества всегда определена.

13. Напомним определения: *замкнутое* множество — такое, дополнение которого открыто. *Замыканием* множества $\overline{A}$ 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 — *граничная*, 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 $A^\circ = \{x | x \in A \,\&\, x \text{ — внутренняя точка}\}$;
    - Покажите, что A замкнуто тогда и только тогда, когда содержит все свои граничные точки. Также покажите, что $\overline{A} = \{x \mid x \text{ — внутренняя или граничная точка}\}$.
    - Верно ли, что $\overline{A} = X \setminus ((X \setminus A)^\circ)$?

    (b) Пусть $A \subseteq B$. Как связаны A° и B°, а также $\overline{A}$ и $\overline{B}$? 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 $\overline{\left(\overline{A^\circ}\right)^\circ} = \overline{A^\circ}$.

14. Задача проверки высказываний на истинность в ИИВ сложнее, чем в КИВ — не существует конечного набора значений, на которых можно проверить формулу, чтобы определить её истинность (мы эту теорему докажем). 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 $[\![A]\!] = (0, +\infty)$, так как $[\![A \vee \neg A]\!] = \mathbb{R} \setminus \{0\}$.

    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):

(a) $((A \to B) \to A) \to A$;

(b) $\neg\neg A \to A$;

(c) $(A \to B) \vee (B \to A)$ (из двух утверждений одно непременно следует из другого: например, «я не люблю зиму» и «я не люблю лето»);

(d) $(A \to B) \vee (B \to C)$;

(e) $(A \to (B \vee \neg B)) \vee (\neg A \to (B \vee \neg B))$;

(f) $\alpha \vee \beta \vdash \neg(\neg\alpha \,\&\, \neg\beta)$ и $\neg(\neg\alpha \,\&\, \neg\beta) \vdash \alpha \vee \beta$;

(g) $\neg\alpha \,\&\, \neg\beta \vdash \neg(\alpha \vee \beta)$ и $\neg(\alpha \vee \beta) \vdash \neg\alpha \,\&\, \neg\beta$;

(h) $\alpha \to \beta \vdash \neg\alpha \vee \beta$ и $\neg\alpha \vee \beta \vdash \alpha \to \beta$.

15. 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 конъюнкции). 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 $\star$, что $\vdash A \star B \to \varphi(A, B)$ и $\vdash \varphi(A, B) \to A \star B$. Покажите это для каждой связки в отдельности:

    (a) конъюнкция;

    (b) дизъюнкция;

    (c) импликация;

    (d) отрицание.

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

1. 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):

   (a) на $\mathbb{N}$ (с дискретной топологией);

   (b) в топологии Зарисского;

   (c) на дереве (с топологией с лекции);

2. Докажите, что функция $f : \mathbb{R} \to \mathbb{R}$ непрерывна тогда и только тогда, когда $\lim_{x \to x_0} f(x) = f(x_0)$ для всех $x_0 \in \mathbb{R}$.

3. Связным множеством в топологическом пространстве назовём такое, которое связно как подпространство. Линейно связным множеством назовём такое, в котором две произвольные точки могут быть соединены путём, образ которого целиком лежит в множестве.

   (a) Покажите, что линейно связное множество всегда связно;

   (b) Покажите, что связное не обязательно линейно связное.

4. Всегда ли непрерывным образом связного пространства является другое связное (под)пространство? Докажите или опровергните.

5. 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 $A \to A$:

```
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) $A \to B \to A$
(b) $A \& B \to A \vee B$
(c) $(A \& (B \vee C)) \to ((A \& B) \vee (A \& C))$
(d) $(A \to C) \& (B \to C) \& ((A \vee B) \to C)$
(e) $(B \vee C \to A) \to (B \to A) \& (C \to A)$
(f) $(A \to B) \to (\neg B \to \neg A)$
(g) $((A \to B) \to C) \to (A \to (B \to C))$
(h) $(A \to B) \& (A \to \neg B) \to \neg A$
(i) Выразимые в интуиционистском исчислении высказываний аналоги правил де Моргана для импликации.

6. 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.

7. Покажите следующие утверждения для импликативных решёток:

(a) монотонность: пусть $a \le b$ и $c \le d$, тогда $a + c \le b + d$ и $a \cdot c \le b \cdot d$;
(b) *законы поглощения:* $a \cdot (a + b) = a$; $a + (a \cdot b) = a$;
(c) $a \le b$ выполнено тогда и только тогда, когда $a \to b = 1$;
(d) из $a \le b$ следует $b \to c \le a \to c$ и $c \to a \le c \to b$;
(e) из $a \le b \to c$ следует $a \cdot b \le c$;
(f) $b \le a \to b$ и $a \to (b \to a) = 1$;
(g) $a \to b \le ((a \to (b \to c)) \to (a \to c))$;
(h) $a \le b \to a \cdot b$ и $a \to (b \to (a \cdot b)) = 1$
(i) $a \to c \le (b \to c) \to (a + b \to c)$
(j) импликативная решётка дистрибутивна: $(a + b) \cdot c = (a \cdot c) + (b \cdot c)$

8. Докажите, основываясь на формулах предыдущих заданий, что интуиционистское исчисление высказываний корректно, если в качестве модели выбрать алгебру Гейтинга.

9. Покажите, что на конечном множестве дистрибутивная решётка всегда импликативна.

10. Постройте пример дистрибутивной, но не импликативной решётки.

11. Покажите, что в дистрибутивной решётке всегда $a + (b \cdot c) = (a + b) \cdot (a + c)$.

12. 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.

13. 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).

14. Покажите, что $(\le)$ из определения алгебры Линденбаума — отношение нестрогого предпорядка, $(\approx)$ — отношение эквивалентности, а $(\le)/_\approx$ — отношение нестрогого порядка.

15. Покажите, что $[\alpha]_\mathcal{L} + [\beta]_\mathcal{L} = [\alpha \vee \beta]_\mathcal{L}$. Зависит ли результат от выбора представителей классов эквивалентности $[\alpha]$ и $[\beta]$? Ответ также докажите.

16. Покажите, что $[\alpha \to \beta]_\mathcal{L}$ — псевдодополнение $[\alpha]_\mathcal{L}$ до $[\beta]_\mathcal{L}$.

Задание №4. Модели для ИИВ

В этих задачах вводится ранжирование задач по сложности. Простые задачи будут оцениваться в 3.5 балла, как раньше, а сложные задачи в 5.5 баллов. Сложные задачи отмечены звёздочкой.

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;
   - $\vdash \alpha \mathbin{\&} \neg\alpha$ при некотором α;
   - $\vdash A \mathbin{\&} \neg A$;
   - для некоторой формулы α имеет место $\vdash \alpha$ и $\vdash \neg\alpha$.

   Также покажите, что КИВ непротиворечиво (расшифруйте слово «очевидно» с первого слайда четвёртой лекции).

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

   (a) $((A \to B) \to A) \to A$;

   (b) $(A \to B) \to \neg A \vee B$;

   (c) $(A \to (B \vee \neg B)) \vee (\neg A \to (B \vee \neg B))$.

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

4. Несколько задач на упрощение структуры миров моделей Крипке.

   (a) Покажите, что формула опровергается моделью Крипке тогда и только тогда, когда она опровергается древовидной моделью Крипке.

   (b) (*) Верно ли, что если формула опровергается некоторой конечной древовидной моделью Крипке (причём у каждой вершины не больше двух сыновей), то эту древовидную модель можно достроить до полного бинарного дерева, с сохранением свойства опровержимости?

   (c) (*) Верно ли, что если некоторая модель Крипке опровергает некоторую формулу, то добавление любого мира к модели в качестве потомка к любому из узлов оставит опровержение в силе?

5. Покажите, что модель Крипке $\mathcal{M}$ 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 Крипке тогда и только тогда, когда она опровергается конечной моделью Крипке.

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

   (a) (*) глубины 0 или 1;

   (b) (*) 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 схемы аксиом. Заметим, что переход от $\vdash \neg\neg\alpha \to \alpha$ при всех α к $\vdash ((\alpha \to \beta) \to \alpha) \to \alpha$ уже был ранее доказан (закон Пирса следует из закона снятия двойного отрицания).

   Давайте продолжим строить кольцо:

$$\begin{tikzcd}
 & \vdash ((\alpha \to \beta) \to \alpha) \to \alpha \arrow[dr] & \\
\vdash \neg\neg\alpha \to \alpha \arrow[ur] & & \vdash \alpha \vee \neg\alpha \arrow[ll, dashed, bend left, "\text{если } \vdash \alpha \to \neg\alpha \to \beta \text{ при всех } \alpha,\ \beta"]
\end{tikzcd}$$

для чего покажите, что в минимальном исчислении:

(a) Если $\vdash ((\alpha \to \beta) \to \alpha) \to \alpha$ при всех α и β, то $\vdash \alpha \vee \neg\alpha$ (закон исключённого третьего следует из закона Пирса).

(b) Если $\vdash \alpha \to \neg\alpha \to \beta$ («из лжи следует, что угодно», он же *принцип взрыва*) и $\vdash \alpha \vee \neg\alpha$ при всех α и β, то $\vdash \neg\neg\alpha \to \alpha$.

(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 троечниками. Все студенты — учащиеся. Следовательно, некоторые студенты — троечники.

   (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) $(\forall x.\phi) \to (\forall y.\phi[x := y])$, если есть свобода для подстановки y вместо x в ϕ и y не входит свободно в ϕ.

   (b) $(\forall x.\phi) \to (\exists x.\phi)$ и $(\forall x.\forall x.\phi) \to (\forall x.\phi)$

   (c) $(\forall x.\phi) \to (\neg\exists x.\neg\phi)$ и $(\exists x.\neg\phi) \to (\neg\forall x.\phi)$

   (d) $(\forall x.\alpha \vee \beta) \to (\neg\exists x.\neg\alpha) \,\&\, (\neg\exists x.\neg\beta)$

   (e) $((\forall x.\alpha) \vee (\forall y.\beta)) \to \forall x.\forall y.\alpha \vee \beta$. Какие условия надо наложить на переменные и формулы? Приведите контрпримеры, поясняющие необходимость условий.

   (f) $(\alpha \to \beta) \to \forall x.(\alpha \to \beta)$. Возможно, нужно наложить какие-то условия на переменные и формулы? Приведите контрпримеры, поясняющие необходимость условий (если условия требуются).

   (g) $(\alpha \to \forall x.\beta) \to (\forall x.\alpha \to \beta)$ при условии, что x не входит свободно в α.

6. Опровергните формулы $\phi \to \forall x.\phi$ и $(\exists x.\phi) \to (\forall x.\phi)$

7. Докажите или опровергните (каждую формулу в отдельности): $(\forall x.\exists y.\phi) \to (\exists y.\forall x.\phi)$ и $(\exists x.\forall y.\phi) \to (\forall y.\exists x.\phi)$;

8. Докажите или опровергните (каждую формулу в отдельности): $(\forall x.\exists y.\phi) \to (\exists x.\forall y.\phi)$ и $(\exists x.\forall y.\phi) \to (\forall x.\exists y.\phi)$

Задание №6. Теорема о полноте И.П.

1. Докажите теорему Гливенко: в КИВ/ИИВ, если $\vdash_{\text{к}} \varphi$, 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 неверна в интуиционистском исчислении предикатов.

   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:

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

3. Для построения аналога теоремы Гливенко определим операцию $(\cdot)_{\mathrm{Ku}}$:

$$(\varphi \star \psi)_{\mathrm{Ku}} = \varphi_{\mathrm{Ku}} \star \psi_{\mathrm{Ku}}, \quad (\forall x.\varphi)_{\mathrm{Ku}} = \forall x.\neg\neg\varphi_{\mathrm{Ku}}, \quad (\exists x.\varphi)_{\mathrm{Ku}} = \exists x.\varphi_{\mathrm{Ku}}$$

   Тогда ***преобразованием Куроды*** формулы φ назовём $\neg\neg(\varphi_{\mathrm{Ku}})$. Покажите, что $\vdash_{\text{к}} \alpha$ тогда и только тогда, когда $\vdash_{\text{и}} \neg\neg(\alpha_{\mathrm{Ku}})$.

4. Пусть задано какое-то семейство термов без свободных переменных T и одноместный предикатный символ P. Покажите, что семейство $\Gamma = \{P(\theta) \mid \theta \in T\}$ непротиворечиво (семейство всех формул подобного вида). Скажем, пример с лекции непротиворечив: $\Gamma = \{P(1), P(2), P(3), \dots\}$

5. Пусть M — полное непротиворечивое множество формул и $\mathcal{M}$ — построенная в соответствии с теоремой о полноте исчисления предикатов оценка для M. Мы ожидаем, что $\mathcal{M}$ будет моделью для M, для чего было необходимо доказать несколько утверждений. Восполните некоторые пробелы в том доказательстве. А именно, если φ — некоторая формула и для любой формулы ζ, более короткой, чем φ, выполнено $\mathcal{M} \models \zeta$ тогда и только тогда, когда $\zeta \in M$, тогда покажите:

   (a) если $\varphi \equiv \alpha \vee \beta$, $\mathcal{M} \models \alpha \vee \beta$, то $\alpha \vee \beta \in M$; и если $\mathcal{M} \not\models \alpha \vee \beta$, то $\alpha \vee \beta \notin M$;

   (b) если $\varphi \equiv \neg\alpha$, $\mathcal{M} \models \neg\alpha$, то $\neg\alpha \in M$; и если $\mathcal{M} \not\models \neg\alpha$, то $\neg\alpha \notin M$.

6. Обозначим за $\sigma \leftrightarrow \zeta$ две импликации: $(\sigma \to \zeta) \,\&\, (\zeta \to \sigma)$. 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.

7. Попробуем наметить доказательство теоремы о переносе кванторов:

   (a) Например, внесём квантор внутрь для конъюнкции: $(\forall x.\alpha \& \beta) \to (\forall x.\alpha) \& (\forall x.\beta)$. Какие условия надо наложить на формулы α и β (при наложении условия предложите надлежащий контрпример)?

   (b) И теперь вынесем квантор наружу — например, для импликации: $(\forall x.\alpha) \to (\forall y.\beta)$. Как правильно вынести левый квантор, $\forall x.\forall y.\alpha \to \beta$ или $\exists x.\forall y.\alpha \to \beta$? Постройте вывод для правильного варианта, постройте контрпример для неправильного. Какие условия надо наложить на формулы α и β (при наложении условия предложите надлежащий контрпример)?

   (c) Научимся преобразовывать выражение по частям: например, если $\alpha \to \beta$, то $(\beta \to \gamma) \to (\alpha \to \gamma)$ и $(\forall x.\alpha) \to (\forall x.\beta)$ (какие условия надо наложить на формулы α и β?).

   (d) Докажите, что для любого выражения φ найдётся эквивалентное ему выражение с поверхностными кванторами ψ. В доказательстве можно ссылаться на предыдущие пункты и на другие аналогичные утверждения (например, для других связок). В полном доказательстве $\vdash \varphi \to \psi$, известном автору, используется 38 подобных вспомогательных утверждений.

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 $|\mathcal{M}| \leqslant n$ выполнено $[\![\alpha]\!]_{\mathcal{M}} = \text{И}$, но $\not\vdash \alpha$.

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

   (a) 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;

   (b) прибавляющую 1 к числу в двоичной системе (например, из 1011 программа должна сделать 1100);

   (c) в строке в алфавите $\{0, 1, 2\}$ сокращающую все «постоянные» подстроки до одного символа: машина должна превратить 1022220101111 в 1020101;

   (d) 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);

   (f) допускающую только строки, состоящие из констант и импликаций (алфавит $\{0, 1, \rightarrow, (,)\}$), содержащие истинные логические выражения; например, выражение $(((0 \rightarrow 1) \rightarrow 0) \rightarrow 0)$ машина должна допустить, а выражение $((1 \rightarrow 1) \rightarrow 0)$ — отвергнуть. Можно считать, что выражение написано в корректном синтаксисе (все скобки корректно расставлены, никаких скобок не пропущено).

3. Пусть дано число $k \in \mathbb{N}$. Известно, что если $0 \leqslant k < 2^n$, то возможно закодировать k с помощью n цифр 0 и 1. А как закодировать число, если мы не знаем верхней границы n? Какую лучшую асимптотику длины кодировки относительно $\log_2 k$ вы можете предложить? Кодировка должна использовать только символы 0 и 1, также код должен быть префиксным (ни один код не является префиксом другого).

4. 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) $(a + b) + c = a + (b + c)$

5. Определим отношение «меньше или равно» так: $0 \leqslant a$ и $a' \leqslant b'$, если $a \leqslant b$. Докажите, что:

   (a) $x \leqslant x + y$;

   (b) $x \leqslant x \cdot y$ (укажите, когда это так — в остальных случаях приведите контрпримеры);

   (c) Если $a \leqslant b$ и $m \leqslant n$, то $a \cdot m \leqslant b \cdot n$;

   (d) $x \leqslant y$ 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 $0 \leqslant q < b$. Покажите, что p и q всегда существуют и единственны, если $b > 0$.

6. Определим «ограниченное вычитание»:

$$a \dot{-} b = \begin{cases} 0, & a = 0 \\ a, & b = 0 \\ p \dot{-} q, & a = p', b = q' \end{cases}$$

   Докажите, что:

   (a) $a + b \dot{-} b = a$;

   (b) $(a \dot{-} b) \cdot c = a \cdot c \dot{-} b \cdot c$;

   (c) $a \dot{-} b \leqslant a + b$;

   (d) $a \dot{-} b = 0$ тогда и только тогда, когда $a \leqslant b$.

7. Обозначим за $\overline{n}$ представление числа n в формальной арифметике:

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

Например, $\overline{5} = 0'''''$. Докажите в формальной арифметике:

(a) $\vdash \overline{2} \cdot \overline{3} = \overline{6}$;

(b) $\vdash \forall a.\forall b.a = b \rightarrow b = a$;

(c) $\vdash \forall a.a \cdot 0 = 0 \cdot a$;

(d) $\vdash \forall a.a \cdot \overline{2} = a + a$;

(e) $\vdash \forall p.(\exists q.q' = p) \vee p = 0$ (единственность нуля);

(f) $\vdash p \cdot q = 0 \rightarrow p = 0 \vee q = 0$ (отсутствие делителей нуля);

Задание №8. Арифметизация логики.

1. Покажите, что модус Darapti выполнен в формализации категорических силлогизмов Лейбница.

2. Покажите, что модус Cesaro выполнен в формализации категорических силлогизмов Лейбница.

3. Будем говорить, что k-местное отношение R выразимо 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 $\vdash \rho[x_1 := \overline{a_1}] \dots [x_k := \overline{a_k}]$ (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 $\vdash \neg\rho[x_1 := \overline{a_1}] \dots [x_k := \overline{a_k}]$.

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

   (a) «пустое» отношение $R = \varnothing$ (никакие два числа не состоят в отношении);

   (b) двуместное отношение «хотя бы один из аргументов равен 0».

   (c) одноместное отношение «аргумент меньше 3».

4. 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.

   (a) умножение и ограниченное вычитание;

   (b) целочисленное деление и остаток от деления;

   (c) вычисление n-го простого числа (напомним теорему Бертрана-Чебышёва: для любого натурального $n \geqslant 2$ найдётся простое число между n и $2n$);

   (d) частичный логарифм $\textsc{plog}_n(k) = \max\{p \mid k \,\vdots\, n^p\}$ (например, $\textsc{plog}_2(96) = 5$);

   (e) вычисление длины списка в гёделевой нумерации (например, $\textsc{len}(3796875000) = \textsc{len}(2^3 \cdot 3^5 \cdot 5^9) = 3$);

   (f) выделение подсписка из списка (например, $\textsc{sublist}(2^2 \cdot 3^3 \cdot 5^4 \cdot 7^5, 2, 2) = 2^4 \cdot 3^5$);

   (g) склейка двух списков в гёделевой нумерации (например, $\textsc{append}(2^3 \cdot 3^5, 2^7 \cdot 3^6) = 2^3 \cdot 3^5 \cdot 5^7 \cdot 7^6$).

5. 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 $\overline{n}$;

- если в систему входит уравнение вида $f(\overline{n_1}, \ldots, \overline{n_k}) = \overline{m}$, 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 $n_1, \ldots, n_k$ из неё может быть выведено $f(\overline{n_1}, \ldots, \overline{n_k}) = \overline{m}$ для единственного m.

Например,

$$\left\{ \begin{array}{l} f(x, 0) = x \\ f(x, y') = f(x, y)' \end{array} \right.$$

задаёт $f(x, y) = x + y$

Определите следующие функции в общерекурсивных функциях:

(a) умножение, деление;

(b) проверку числа на простоту;

(c) функцию Аккермана.

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

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

$$C_R(\overrightarrow{x}) = \left\{ \begin{array}{ll} 1, & \overrightarrow{x} \in R \\ 0, & \text{иначе} \end{array} \right.$$

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

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

Задание №9. Теоремы о неполноте арифметики.

1. Покажите, что омега-непротиворечивая теория непротиворечива.

2. Пусть $\zeta_\varphi(x) := \forall z.\sigma(x, x, z) \rightarrow \varphi(z)$, где формула $\sigma(p, q, r)$ представляет функцию $\mathrm{SUBST}(p, q)$, заменяющую в формуле с гёделевым номером p все свободные переменные x_1 на формулу q. Тогда покажите, что формулу $\alpha_\varphi := \zeta_\varphi(\ulcorner\zeta_\varphi\urcorner)$ можно взять в качестве формулы α в лемме об автоссылках: $\vdash \varphi(\ulcorner\alpha_\varphi\urcorner) \leftrightarrow \alpha_\varphi$.

3. Покажите, что если в некоторой корректной теории $\mathcal{S}$, имеющей модель M, ввести дополнительную аксиому α, причём $[\![\alpha]\!]_M = \text{И}$, то тогда получившаяся теория не станет противоречивой и будет иметь ту же модель M и те же оценки для формул, что и исходная.

4. Покажите, что вопрос о принадлежности формулы $\alpha(x) = \forall p.\delta(x, p) \rightarrow \neg\sigma(p)$ в доказательстве теоремы о невыразимости доказуемости к множеству $Th_{\mathcal{S}}$ ведёт к противоречию.

5. Покажите, что формула $D(x)$ из доказательства теоремы о невыразимости доказуемости является представимой в формальной арифметике.

6. Рассмотрим определение предела последовательности:

$$\forall \varepsilon > 0.\exists N \in \mathbb{N}.\forall n \in \mathbb{N}.n > N \rightarrow |a_n - l| < \varepsilon$$

Раскройте все нелогические предикатные и функциональные символы, переведите эту формулу на язык исчисления предикатов, постройте эквивалентную формулу с поверхностными кванторами, проведите её сколемизацию и постройте эквивалентную систему дизъюнктов.

7. Рассмотрим формулы $\forall n.P(n) \rightarrow Q(n)$ и $\forall n.P(n) \rightarrow P(f(n)) \vee P(g(n))$, здесь P и Q — некоторые предикатные символы. Постройте для каждой из них эрбранов универсум и система основных примеров.

8. Принципом Дирихле («pigeonhole principle») называется утверждение о том, что нельзя разместить n кроликов в m ящиках (при $m < n$) так, чтобы каждый кролик находился бы в ящике один.

   Пусть пропозициональные переменные $P_{i,j}$, где $i \in \overline{1,n}$ и $j \in \overline{1,m}$ соответствуют утверждениям вида «кролик i находится в ящике j». Формализуйте в исчислении высказываний условие «каждый кролик находится в отдельном ящике в одиночестве», понимаемое как условие на переменные $P_{i,j}$, постройте соответствующее выражение в КНФ.

   Какова будет его система основных примеров? Покажите, что система основных примеров формулы противоречива при $m < n$.

Задание №10. Метод резолюций.

1. На выбранном вами языке (кроме C, C++, Pascal) напишите программу, печатающую свой текст. Программа не должна использовать внешний мир (на чтение): например, использовать специальные команды печати своего текста, рефлексию, работу с файлами и т.п.

2. На лекции мы приводили способ проверки доказуемости $\gamma_1, \dots, \gamma_n \vdash \alpha$, а именно, строили систему дизъюнктов $\{SNF(\gamma_1), \dots, SNF(\gamma_n), SNF(\neg\alpha)\}$ и проверяли её противоречивость (здесь $SNF(\varphi)$ — сколемизация формулы φ и приведение её к КНФ). Обоснуйте данный способ.

3. Мы доказывали теорему Эрбрана, проводя следующее схематическое рассуждение:

   (a) дано — система основных примеров $\mathcal{E}_S$, построенная по системе дизъюнктов S, противоречива;

   (b) значит, эта система не имеет модели;

   (c) значит, по теореме Гёделя о компактности, у $\mathcal{E}_S$ есть конечное противоречивое подмножество.

   Заметим, что теорема Гёделя о компактности (равно как и её контрапозиция) не может быть здесь непосредственно применена. Укажите отличия и восполните пробелы в схематическом рассуждении.

4. Постройте универсум Эрбрана для аксиомы индукции при $\varphi := \exists y.P(x, y)$:

   $$(\exists y.P(0, y)) \,\&\, (\forall x.(\exists y.P(x, y)) \to \exists y.P(x', y)) \to \exists y.P(x, y)$$

   Напомним, что универсум Эрбрана строится для формулы в КНФ после сколемизации.

5. Рассмотрим множество дизъюнктов исчисления высказываний S. Обозначим шаг применения правила резолюции всеми возможными способами к дизъюнктам множества S как операцию $\mathcal{R}(S)$. Положим $S_0 = S$, $S_{n+1} = S_n \cup \mathcal{R}(S_n)$ и $S' = \cup S_i$.

   (a) Покажите, что S' противоречиво (то есть для любой интерпретации M найдутся значения для свободных переменных $d_1, \dots, d_k$ и дизъюнкт $\delta \in S'$, что $M \not\models \delta[x_1 := d_1, \dots, x_k := d_k]$) тогда и только тогда, когда S противоречиво.

   (b) Покажите, что для формул исчисления высказываний S' конечно при конечном S.

   (c) Покажите, что если S противоречиво, то в S' обязательно найдутся дизъюнкты с явным противоречием (β и $\neg\beta$).

6. Покажите, что если $J = \{\delta_1, \neg\delta_2\}$ и δ_1 явно противоречит $\neg\delta_2$ при некоторой подстановке свободных переменных (то есть, $\sigma(\delta_1) = \sigma(\delta_2)$), то J также противоречива.

7. В данном задании будет необходимо проверить выводимость утверждений в исчислении предикатов с помощью метода резолюций. Продемонстрируем метод на простом примере. Докажем $(\forall x.P(x)) \to P(0)$.

   - Возьмём отрицание: $\neg((\exists x.\neg P(x)) \vee P(0))$, то есть $\neg\exists x.\neg P(x) \vee P(0)$, то есть $\forall x.P(x) \,\&\, \neg P(0)$
   - Проведём сколемизацию и переведём в КНФ: $\{P(x), \neg P(0)\}$ при свободной переменной x (по которой имеется неявный квантор всеобщности).
   - Применяем правило резолюции:

   $$\frac{P(x) \quad \neg P(0)}{\Box} \;\; \pi = \mathcal{U}\big[P(x'), P(0)\big]$$

   - Получили пустой дизъюнкт (то есть явное противоречие), формула доказана.

Убедитесь с помощью метода резолюций, что:

(a) $(\exists x.P(x)) \to (\exists y.P(y))$

(b) $(\exists x.\forall y.P(x,y)) \to (\forall y.\exists x.P(x,y))$

(c) $(\forall x.P(x') \to P(x))\ \&\ P(0''') \to P(0)$

(d) $\big(\forall x.P(x,y) \to P(f(x),y)\big)\ \&\ \big(\forall y.P(x,y) \to P(x,g(y))\big)\ \&\ P(a,b) \to P(f(f(f(a))),g(g(b)))$

8. Формализуйте следующие утверждения и покажите с помощью метода резолюций:

   (a) Категорический силлогизм «Barbara»

   (b) Категорический силлогизм «Camenes»

   (c) Слабый силлогизм, без дополнительного условия непустоты (такой вывод получится некорректным). Как поведёт себя метод резолюции для такого силлогизма? Также добавьте условие непустоты и примените метод резолюции.

9. Примените метод резолюции к доказательству принципа Дирихле для $n = 4$ и $m = 3$ (см. предыдущее домашнее задание).

10. В правиле резолюции к ответу применяются унифицирующая подстановка π и подстановки σ_1 и σ_2, заменяющие переменные в дизъюнктах на свежие. Покажите, что эти подстановки важны. А именно, предложите непротиворечивый набор дизъюнктов, из которого можно вывести противоречие методом резолюции, если в правиле резолюции не применять π к результату. Правило, иллюстрирующее проблему:
$$\frac{\varphi \vee \beta_1 \quad \neg\beta_2 \vee \psi}{\varphi \vee \psi}\ \pi = \mathcal{U}\big[\beta_1, \beta_2\big]$$

11. Покажите, что семейство S непротиворечиво тогда и только тогда, когда S с добавленным применением правила резолюции для исчисления предикатов также непротиворечиво.

12. Можно ли проверить аксиому индукции с помощью метода резолюций? То есть, закончится ли процесс применения правила резолюций к отрицанию аксиомы получением противоречия?

Задание №11. Лямбда-исчисление

Для проверки и демонстрации заданий используйте какой-нибудь эмулятор лямбда-исчисления, например LCI: `https://www.chatzi.org/lci/`

1. Определите следующие функции в лямбда-исчислении. В качестве подсказки заметим, что у задач на чёрчевские нумералы есть отдалённое сходство с задачами на примитивно-рекурсивные функции: все функции, предложенные в упражнениях, могут быть реализованы с помощью фиксированного количества циклов `for` (то есть, при помощи указания надлежащих функций `f` в аргументах чёрчевских нумералов). Также напоминаем, что в лямбда-исчислении несложно выражаются упорядоченные пары и значения алгебраических типов.

   (a) «Исключающее ИЛИ» на 3 аргумента, а также «Мажоритарный элемент», проверяющий, что большинство входных аргументов — истина: $M(a_1,a_2,a_3) = \text{И}$, если $|\{i \mid i = \overline{1\ldots3}, a_i = \text{И}\}| \geqslant 2$.

   (b) `IsZero`, возвращающую истину, если аргумент равен 0, `IsEven`: возвращает истину, если аргумент чётен.

   (c) `Div3`: делит нумерал на 3 с округлением вверх, `Fib`: вычисляет соответствующее число Фибоначчи.

   (d) Вычисление квадратного корня числа (округление вниз).

   (e) Ограниченное вычитание и сравнение двух нумералов.

   (f) Деление с остатком для чёрчевских нумералов (возвращает упорядоченную пару).

2. Найдите нормальную форму для следующих выражений (а также докажите, почему она именно такова):

   (a) $\overline{2}\ \overline{2}$ и $\overline{2}\ \overline{2}\ \overline{2}$

   (b) $\overline{m}\ \overline{n}$

3. На лекции был приведён комбинатор неподвижной точки $Y := \lambda f.(\lambda x.f\ (x\ x))\ (\lambda x.f\ (x\ x))$, обладающий свойством $Y\ P =_\beta P\ (Y\ P)$ для любого терма P. С его помощью оказывается возможным реализовывать рекурсию.

   Например, зададим функцию, возводящую 2 в соответствующую степень:

$$P := \lambda f.\lambda x.(IsZero\ x)\ 1\ ((f\ (Dec\ x)) \cdot 2)$$

   Сравните это с кодом на Си:

```
unsigned f (unsigned x) { return x == 0 ? 1 : f (x-1) * 2; }
```

   Тогда, вызванная как $Y\ P\ x$, эта функция вычислит 2^x. Например, $Y\ P\ 1 =_\beta$

$$\begin{aligned}
&=_\beta P\ (Y\ P)\ 1 = (\lambda f.\lambda x.(IsZero\ x)\ 1\ ((f (Dec\ x)) \cdot 2)))\ (Y\ P)\ 1 \\
&=_\beta (IsZero\ 1)\ 1\ ((Y\ P\ (Dec\ 1)) \cdot 2))) =_\beta (Y\ P\ 0) \cdot 2 \\
&=_\beta (P\ (Y\ P)\ 0) \cdot 2 \\
&=_\beta (IsZero\ 0)\ 1\ ((Y\ P\ (Dec\ 0)) \cdot 2))) \cdot 2 \\
&=_\beta 1 \cdot 2 =_\beta 2
\end{aligned}$$

   С помощью Y-комбинатора реализуйте:

   (a) Вычисление k-го простого числа.

   (b) Частичный логарифм.

   (c) Предложите три других комбинатора неподвижной точки (других — то есть, не бета-эквивалентных Y и между собой).

4. Напомним, что список может быть задан с помощью алгебраического типа с двумя конструкторами, `Nil` и `Cons` (см. доказательство неразрешимости исчисления предикатов). С учётом этого знания, и с учётом представления алгебраических типов, приведённого на лекции, реализуйте следующие конструкции:

   (a) Функцию, вычисляющую длину списка.

   (b) Функцию высшего порядка `map2` — последовательно применяет функцию к головам двух списков, возвращая список результатов: `map2 (*) [1;3] [2;4]` вернёт `[2;12]`.

   (c) Функцию `rev`, возвращающую перевёрнутый список. Например, $\text{rev}[1, 3, 5] = [5, 3, 1]$.

5. Напомним определение:

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

   Известна теорема о том, что для любого комбинатора X можно найти выражение P (состоящее только из скобок, пробелов и комбинаторов S и K), что $X =_\beta P$. Будем говорить, что комбинатор P *выражает* комбинатор X в базисе SK.

   Выразите в базисе SK:

   (a) $\lambda x.x\ x$, Ω

   (b) F, $\overline{1}$

   (c) $\lambda x.\lambda y.\lambda z.y$

6. По аналогии с импликативным фрагментом ИИВ, мы можем рассмотреть полное просто типизированное лямбда-исчисление, в котором добавить конструкции для упорядоченной пары (конъюнкции), алгебраического типа (дизъюнкции) и необитаемого типа (лжи).

   Правила для конъюнкции:

$$\frac{\Gamma \vdash A : \alpha \qquad \Gamma \vdash B : \beta}{\Gamma \vdash \langle A, B \rangle : \alpha \,\&\, \beta} \text{ Конструктор пары}$$

$$\frac{\Gamma \vdash P : \alpha \,\&\, \beta}{\Gamma \vdash \pi_L P : \alpha} \text{ Левая проекция} \qquad \frac{\Gamma \vdash P : \alpha \,\&\, \beta}{\Gamma \vdash \pi_R P : \beta} \text{ Правая проекция}$$

   Правила для дизъюнкции:

$$\frac{\Gamma \vdash A : \alpha}{\Gamma \vdash In_L A : \alpha \vee \beta}\ \text{Левая инъекция} \qquad \frac{\Gamma \vdash B : \beta}{\Gamma \vdash In_R B : \alpha \vee \beta}\ \text{Правая инъекция}$$

$$\frac{\Gamma \vdash L : \alpha \to \gamma \quad \Gamma \vdash R : \beta \to \gamma \quad \Gamma \vdash D : \alpha \vee \beta}{\Gamma \vdash \text{Case}\ L\ R\ D : \gamma}\ \text{Сопоставление с образцом}$$

Правило для лжи:

$$\frac{\Gamma \vdash E : \bot}{\Gamma \vdash \text{absurd}\ E : \alpha}$$

Постройте натуральный вывод для следующих утверждений, а также постройте соответствующее в смысле изоморфизма Карри-Ховарда лямбда-выражение (и докажите его тип):

(a) Карринг: $(\alpha \,\&\, \beta \to \gamma) \leftrightarrow (\alpha \to \beta \to \gamma)$

(b) $(\alpha \vee \beta \to \gamma) \leftrightarrow (\alpha \to \gamma) \,\&\, (\beta \to \gamma)$

(c) $((\alpha \to \bot) \vee \beta) \to (\alpha \to \beta)$

7. Покажите, что в отличие от бета-редуцируемости, для бета-редукции не выполнена теорема Чёрча-Россера (рефлексивность и транзитивность отношения для теоремы существенна). А именно, существует такое лямбда-выражение T, что $T \to_\beta A$, $T \to_\beta B$, $A \neq B$, но нет S, что $A \to_\beta S$ и $B \to_\beta S$.

8. Рассмотрим комбинаторы Y и $\Omega := (\lambda x.x\ x)\ (\lambda x.x\ x)$.

   (a) Покажите, что если $\vdash A : \alpha$, то любое подвыражение A также имеет тип.

   (b) Покажите, что Y и Ω не имеют типа в просто-типизированном лямбда-исчислении.

   (c) Выразите их в языке Хаскель (Окамль). Каковы их типы?

9. Пусть фиксирован тип чёрчевского нумерала, это $(\alpha \to \alpha) \to (\alpha \to \alpha)$. Найдите выражения и их тип в просто-типизированном лямбда-исчислении (и докажите наличие этого типа) для следующих выражений.

   Возможно, вам в этом поможет язык Хаскель: определим на языке Хаскель следующую функцию: `show_church n = show (n (+1) 0)`. Легко заметить, что `show_church (\f -> \x -> f (f x))` вернёт 2. Как вы думаете, какой у выражения `(\f -> \x -> f (f x))` тип?

   (a) Инкремент чёрчевского нумерала — то есть, докажите, что $\vdash \lambda n.\lambda f.\lambda x.n\ f\ (f\ x) : \eta \to \eta$, где $\eta = (\alpha \to \alpha) \to (\alpha \to \alpha)$.

   (b) Сложение двух чёрчевских нумералов;

   (c) Умножение двух чёрчевских нумералов (не каждая реализация умножения подойдёт).

10. Напомним, что в одном выражении может быть более одного бета-редекса. Назовём порядок редукции *нормальным*, если всегда вычисляется тот бета-редекс, первый символ которого стоит левее всего в строке. *Аппликативным* порядком назовём такой, при котором вычисляется самый левый из наиболее вложенных редексов. Например, в выражении

$$\underline{(\lambda x.x)\ \underline{((\lambda n.\lambda f.\lambda x.n\ f\ (f\ x))\ \lambda f.\lambda.x.x)}}$$

   точками подчёркнут редекс для нормального порядка, а прерывистой линией — для аппликативного.

   Интуитивно в нормальном порядке сперва вычисляется тело функции, а параметры вычисляются потом, по мере надобности. Аппликативный же порядок предполагает обязательное вычисление параметров перед вычислением самой функции.

   Известна теорема о том, что если у выражения в принципе существует нормальная форма, то она может быть получена путём применения нормального порядка редукции.

   Обычно в языках программирования применяется аппликативный порядок редукции, однако, в (практически) любом языке конструкция `if` вычисляется с помощью нормального порядка, поскольку условный оператор вычисляет только одну из веток (`then` или `else`).

   Предложите лямбда-выражение, количество редукций которого до нормальной формы различается более чем в n раз при применении нормального и аппликативного порядков (по заданному заранее n).

Задание №12. Теория множеств.

1. Задайте полный порядок на $\mathbb{Z}$ и на $\mathbb{Q}$. Стандартный порядок на вещественных числах не является полным, хотя некоторые его подмножества этим порядком вполне упорядочиваются (натуральные числа). Вполне ли упорядочены вещественные корни квадратных уравнений с натуральными коэффициентами (как подмножество $\mathbb{R}$)?

2. Является ли порядок на алгебре Линденбаума полным? Если нет, то какие подмножества алгебры Линденбаума являются вполне упорядоченными?

3. Пусть заданы списки (в любом языке программирования) $L(\alpha)$, хранящие значения типа α. Для решения задания задайте библиотеку с функциями, являющимися аналогами конструктивных аксиом теории множеств:

   - `empty` $: L(\alpha)$, строит пустой список.
   - `pair` $: (\alpha, \alpha) \to L(\alpha)$, формирует список из двух своих аргументов.
   - `flatten` $: L(L(\alpha)) \to L(\alpha)$, соединяет все списки внутри списка в один.
   - `powerset` $: L(\alpha) \to L(L(\alpha))$, делает из списка список всех возможных подсписков.
   - `filter` $: (\alpha \to$ `bool`$) \to L(\alpha) \to L(\alpha)$, выделяет из списка все элементы, соответствующие условию.

   Далее, для каждого из заданий предложите доказательство существования указанных множеств в аксиоматике Цермело-Френкеля и реализацию этого доказательства с использованием библиотеки:

   (a) пересечение всех элементов множества ($\bigcap a$);

   (b) $a \setminus b$ (разность множеств) и $a \triangle b$ (симметрическую разность множеств);

   (c) $a \uplus b$ (дизъюнктное объединение множеств: $\{\langle x, 0\rangle \mid x \in a\} \cup \{\langle x, 1\rangle \mid x \in b\}$);

   (d) $a \times b$ (декартово произведение множеств: $\{\langle p, q\rangle \mid p \in a, q \in b\}$);

   (e) $\times a$ (прямое произведение дизъюнктного множества a).

4. Определим упорядоченную пару $\langle a, b\rangle := \{\{a\}, \{a, b\}\}$. Покажите, что $\langle a, b\rangle = \langle c, d\rangle$ тогда и только тогда, когда $a = c$ и $b = d$.

5. Восполним пробелы в доказательстве существования ω:

   (a) Определите формулу $\varphi(x)$ для свойства «x — конечный ординал». Укажите замкнутый вид для формулы, задающей ординал ω.

   (b) Покажите, что ω — действительно ординал.

6. Давайте докажем некоторые свойства ординалов.

   (a) Предъявите примеры (i) транзитивного, но не вполне упорядоченного отношением $\in$ множества и (ii) вполне упорядоченного, но не транзитивного множества (задание не делится на пункты). Покажите, что ваши примеры — действительно множества в смысле аксиоматики ZF.

   (b) Покажите, что если x — ординал, то x' — тоже ординал.

   (c) Верно ли, что если x' — ординал, то x — тоже ординал?

   (d) Покажите, что любой непустой ординал содержит пустое множество.

   (e) Покажите, что если $x \in p$ и p — ординал, то либо $x' = p$, либо $x' \in p$.

   (f) Покажите, что если x и y — конечные ординалы, то $x = y$, $x \in y$ или $y \in x$ (не используйте аксиому выбора и следующую из неё аналогичную теорему с лекции).

7. Покажите, что аксиома фундирования запрещает существование такого множества x, что $x \in x$.

8. Покажите, что на множестве ω выполняется аксиоматика Пеано (полная формализация рассуждений не требуется, но из изложения должно быть понятно, как эту формализацию в рамках теории первого порядка получить):

   (a) $\forall x.x \in \omega \to \neg x' = \varnothing$

   (b) $\forall x.\forall y.x \in \omega \,\&\, y \in \omega \to x' = y' \to x = y$

   (c) (*указание к следующему пункту*) покажите, что если $\vdash \forall x.\neg\phi(x) \to A \,\&\, \neg A$, то $\vdash \forall x.\phi(x)$.

(d) Если $\phi(\varnothing)$ и $\forall x.x \in \omega \to \phi(x) \to \phi(x')$, то $\forall x.x \in \omega \to \phi(x)$.

9. Проверьте следующие равенства (докажите или опровергните):

   (a) $\omega \cdot \overline{2} = \overline{2} \cdot \omega$

   (b) $\omega \cdot \overline{2} = \omega + \omega$

   (c) $(\omega + \overline{1})^{\overline{2}} = \omega^{\overline{2}} + \overline{2} \cdot \omega + \overline{1}$

   (d) $\omega^{\omega} = (\omega^{\overline{2}})^{\omega}$

   (e) $\omega^{\omega + \overline{1}} = \omega^{\omega} + \overline{1}$

   (f) Имеет ли место ассоциативность сложения и/или умножения?

10. Верно ли, что $1^{\omega} = \omega$ и/или $\omega^1 = \omega$?

11. Рассмотрим все конечные двоичные деревья без значений в вершинах и узлах, и зададим лексикографический порядок на них: листья друг другу равны, лист всегда меньше узла, узлы упорядочены лексикографически своими потомками (сравниваем левых сыновей, если равны — то правых). Является ли это полным порядком, если да, то какое порядковое число соответствует этому упорядочению?

12. Зачёт за пункт ставится, если одновременно решены два подпункта: (i) Покажите, что множество ω^{ω} имеет счётную мощность (здесь: имеется биекция на ω, возможно, не сохраняющая порядок). (ii) Определим $\uparrow k$ (башню из омег) так:

$$\uparrow k = \begin{cases} \omega, & k = 1 \\ \omega^{\uparrow n}, & k = n' \end{cases}$$

   Скажем, $\uparrow 3 = \omega^{(\omega^{\omega})}$. Будет ли счётным ординал upb $\{\uparrow k \mid k \in \omega\}$?

13. На лекции было приведено два различных определения для сложения и умножения ординалов. Покажите, что эти определения эквивалентны.

   (a) Покажите, что upb $X = \bigcup X$ — ординал, если каждый элемент X — ординал. Не забывайте, что рассуждение по индукции по числу элементов в X не подойдёт.

   (b) Пусть a и b — ординалы. Покажите, что порядковое число для $a \uplus b$ эквивалентно $a + b$.

   (c) Пусть a и b — ординалы. Покажите, что порядковое число для $a \times b$ эквивалентно $a \cdot b$.

Задание №13. Мощность множеств.

1. Рассмотрим следующую теорию первого порядка и её модель $\mathcal{M}$ при $D = \mathbb{R}$. В ней мы зададим один нелогический двуместный предикатный символ B и константу 0. Никаких нелогических аксиом мы не задаём. Модель $\mathcal{M}$ имеет $D = \mathbb{R}$. Название B — от выражения «Because I can!», поскольку в $\mathcal{M}$ только $B(\pi, e)$ истинно, а при других параметрах предикат ложен. Значение 0 задано естественно: $[\![0]\!]_{\mathcal{M}} = 0$. Заметим, что $\models_{\mathcal{M}} \exists p.\exists q.B(p, q)$. Примените к этой теории теорему Лёвенгейма-Сколема, опишите, какие множества D_n будут построены, и покажите, какая счётная модель получится.

2. Покажите следующее (обозначим за $\mathcal{F}(p, q)$ множество функций из p в q):

   (a) $|a| = 0$ тогда и только тогда, когда $a = \varnothing$;

   (b) если $|a| \leqslant |b|$, то $|\mathcal{F}(g, a)| \leqslant |\mathcal{F}(g, b)|$;

   (c) если $|a| \leqslant |b|$ и $\overline{0} < |g|$, то $|\mathcal{F}(a, g)| \leqslant |\mathcal{F}(b, g)|$;

   (d) $|\mathcal{F}(\overline{0}, a)| = \overline{1}$, $|\mathcal{F}(a, \overline{1})| = \overline{1}$; если $|a| > 0$, то $|\mathcal{F}(a, \overline{0})| = \overline{0}$;

   (e) если $|a| \geqslant \aleph_0$ и $0 < |n| < \aleph_0$, то $|\mathcal{F}(n, a)| = a$.

3. Покажите эквивалентность следующих определений конечного множества (задание (k) предполагает доказательство импликации $(k) \to (k')$; возможно, некоторые из переходов потребуют аксиому выбора):

   (a) a конечно, если каждое непустое семейство подмножеств a имеет максимальный по включению элемент. Например, при $a = \{0, 1, 2\}$ в семействе подмножеств $\{\varnothing, \{0, 1\}, \{1, 2\}\}$ элементы $\{0, 1\}$ и $\{1, 2\}$ — максимальны.

(b) a конечно, если $\mathcal{P}(a)$ не равномощно своему собственному подмножеству (собственное подмножество — подмножество, не совпадающее с множеством).

(c) a конечно, если оно не равномощно своему собственному подмножеству.

(d) a конечно, если $|a| = \varnothing$ или $|a| \cdot \overline{2} > |a|$.

(e) a конечно, если $|a| = \varnothing$ или $|a| = \overline{1}$ или $|a|^2 > |a|$.

(f) a конечно, если $|a| < \aleph_0$.

4. Покажите, что представимая функция $f : a \to b$ биективна (т.е. инъективна и сюръективна) тогда и только тогда, когда $\forall y.\exists! x.\phi(x, y)$. Здесь за $\phi(x, y)$ мы обозначаем формулу, представляющую функцию f в теории множеств, по аналогии с формальной арифметикой.

5. Покажите в ZFC, что если a и b — непустые множества, то существует функция из a в b (однако функция не обязана быть инъективной или сюръективной).

6. Фильтром $\mathcal{F}$ назовём структуру на элементах некоторой решётки $\langle L, (\preceq)\rangle$ со следующими свойствами:

   - $0 \notin \mathcal{F}$;
   - если $a, b \in \mathcal{F}$, то $a \cdot b \in \mathcal{F}$;
   - если $a \in \mathcal{F}$, $a \preceq b$, $b \in L$, то $b \in \mathcal{F}$.

   Фильтр назовём главным для $x \in L$, если $\mathcal{F} = \{a \in L \mid x \preceq a\}$. Фильтр $\mathcal{F}'$ назовём собственным подфильтром $\mathcal{F}$, если $\mathcal{F}' \subset \mathcal{F}$. Фильтр назовём ультрафильтром, если он не является собственным подфильтром никакого фильтра на L.

   (a) Покажите, что главный фильтр для $x \in L$ является ультрафильтром.

   (b) Покажите, что множество дополнений конечных множеств до бесконечного образует фильтр (в качестве отношения порядка рассмотрим отношение включения). Является ли этот фильтр ультрафильтром?

   (c) Покажите, что для ультрафильтра F на булевой алгебре L и $x \in L$ выполнено $x \in F$ или $\sim x \in F$. Также покажите, что полное непротиворечивое множество формул образует ультрафильтр.

   (d) Покажите, что у любого фильтра есть содержащий его ультрафильтр (вам потребуется лемма Цорна для доказательства этого факта).

7. Покажите, что у любых двух множеств A и B их мощности сравнимы ($|A| \leqslant |B|$ или $|B| \leqslant |A|$). Для доказательства вам потребуется один из вариантов аксиомы выбора.

8. Покажите, что мощность множества всех непрерывных функций $\mathbb{R} \to \mathbb{R}$ — $\beth_1$.

9. Покажите, что мощность множества всех функций $\mathbb{N} \to \mathbb{N}$ — также $\beth_1$.

10. Пусть $a \in \mathbb{R}$, причём $0 < a < 1$. Пусть $r(a)$ — множество его десятичных записей (бесконечная последовательность цифр от 0 до 9). Например, $(5, 0, 0, \dots) \in r(0.5)$ и $(4, 9, 9, \dots) \in r(0.5)$. Покажите, что:

    - для любой последовательности цифр x_n найдётся число a, что $(x_0, x_1, x_2, \dots) \in r(a)$.
    - какое бы ни было число a, если $(x_0, x_1, x_2, \dots) \in r(a)$ и $(y_0, y_1, y_2, \dots) \in r(a)$, то $x_i = y_i$, либо $|x_i - y_i| = \{1, 9\}$.

11. Покажите, что если $|T| \geqslant \aleph_0$, то $\big||T| \times |T|\big| = |T \times T| = |T|$ (ссылка вперёд: предполагает трансфинитную индукцию, 16 лекция).

Задание №14. Аксиома выбора.

1. На лекции была рассмотрена теорема: если семейство упорядоченных множеств X линейно упорядочено отношением «быть начальным отрезком», то у него есть верхняя грань. Покажите, что отношение $(\prec_M) = \bigcup\{\,(\prec) \mid \langle S, (\prec)\rangle \in X\}$ из предлагаемой теоремы верхней грани действительно является отношением порядка.

2. Покажите, что если функциональный вариант аксиомы выбора принять за аксиому, то тогда утверждение аксиомы выбора станет доказуемо.

3. Лемма Цорна утверждает, что если любое линейно упорядоченное подмножество имеет верхнюю грань, то множество имеет максимальный элемент. А верно ли, что этот элемент также всегда будет наибольшим (как это было в случае с теоремой Цермело)?

4. Покажите, что у любого векторного пространства есть базис. *Указание:* вам потребуется лемма Цорна для этого, или какой-то ещё вариант аксиомы выбора; также надо предложить упорядочивание множества базисов по какому-то критерию и показать, что максимальный базис подходит.

Задание №15. Теорема о непротиворечивости формальной арифметики

1. Докажите принцип неограниченной трансфинитной индукции.

2. Приведите пример наследственного подмножества $\mathbb{R}$, не совпадающего со всем $\mathbb{R}$ (это возможно в силу отсутствия полного порядка на $\mathbb{R}$).

3. Покажите $\vdash_\infty \forall a.\forall b.\forall c.(a+b)\cdot c = a\cdot c + b\cdot c$.

4. Пусть $a \leqslant b := \exists u.a + u = b$. Покажите, что $\vdash_\infty \forall a.\forall b.\forall c.a \leqslant b \,\&\, b \leqslant c \to a \leqslant c$ (разумеется, частью решения является перевод формулы из языка формальной арифметики на язык S_∞).

5. Существуют ли утверждения, доказательство которого не может иметь порядок, меньший ω?

6. Разберите самостоятельно случай теоремы об уменьшении степени сечения, когда секущая формула — дизъюнкция.