Теоретические (“малые”) домашние задания

Математическая логика, ИТМО, M3232-M3239, весна 2023 года

Задание №1. Знакомство с исчислением высказываний.

При решении заданий вам может потребоваться теорема о дедукции (будет доказана на второй лекции): $\Gamma, \alpha \vdash \beta$ тогда и только тогда, когда $\Gamma \vdash \alpha \rightarrow \beta$. Например, если было показано существование вывода $A \vdash A$, то тогда теорема гарантирует и существование вывода $\vdash A \rightarrow A$.

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) $\vdash (A \rightarrow B) \rightarrow (B \rightarrow C) \rightarrow (C \rightarrow A)$
   (b) $\vdash (A \rightarrow B) \rightarrow (\neg B \rightarrow \neg A)$ *(правило контрапозиции)*
   (c) $\vdash A \,\&\, B \rightarrow \neg(\neg A \vee \neg B)$
   (d) $\vdash \neg(\neg A \vee \neg B) \rightarrow (A \,\&\, B)$
   (e) $\vdash (A \rightarrow B) \rightarrow (\neg A \vee B)$
   (f) $\vdash A \,\&\, B \rightarrow A \vee B$
   (g) $\vdash ((A \rightarrow B) \rightarrow A) \rightarrow A$ *(закон Пирса)*
4. Следует ли какая-нибудь расстановка скобок из другой: $(A \rightarrow B) \rightarrow C$ и $A \rightarrow (B \rightarrow C)$? Предложите вывод в исчислении высказываний или докажите, что его не существует (например, воспользовавшись теоремой о корректности, предложив соответствующую оценку).
5. Предложите схемы аксиом, позволяющие добавить следующие новые связки к исчислению.
   (a) Связка «и-не» («штрих Шеффера», “$|$”): $A \mid B$ истинно, когда один из аргументов ложен. Новые схемы аксиом должны давать возможность исключить конъюнкцию и отрицание из исчисления.

      Поясним, что мы понимаем под словами «исключить связку». Как вы знаете, конъюнкция и отрицание выражаются через «и-не» ($\neg\alpha := \alpha \mid \alpha$ и т.п.). При такой замене все схемы аксиом для конъюнкции и отрицания должны стать теоремами. При этом исчисление должно остаться корректным относительно классической модели исчисления высказываний.
   (b) Связка «или-не» («стрелка Пирса», “$\downarrow$”): $A \downarrow B$ истинно, когда оба аргумента ложны. Новые схемы аксиом должны давать возможность исключить дизъюнкцию и отрицание из исчисления.
   (c) Нуль-местная связка «ложь» (“$\perp$”). Мы ожидаем вот такую замену: $\neg A := A \rightarrow \perp$. Аналогично, аксиомы для отрицания в новом исчислении должны превратиться в теоремы.
6. Достаточно ли лжи и «исключённого или» ($A \oplus B$ истинно, когда $A \neq B$) для выражения всех остальных связок?
7. Даны высказывания α и β, причём $\vdash \alpha \rightarrow \beta$ и $\nvdash \beta \rightarrow \alpha$. Укажите способ построения высказывания γ, такого, что $\vdash \alpha \rightarrow \gamma$ и $\vdash \gamma \rightarrow \beta$, причём $\nvdash \gamma \rightarrow \alpha$ и $\nvdash \beta \rightarrow \gamma$.
8. Покажите, что если $\alpha \vdash \beta$ и $\neg\alpha \vdash \beta$, то $\vdash \beta$.

Задание №2. Теоремы об исчислении высказываний. Интуиционистская логика.

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

2. Покажите, что следующие высказывания не доказуемы в интуиционистской логике:

   (a) $\neg\neg A \to A$

   (b) $((A \to B) \to A) \to A$

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

   (d) $(A \to B \vee \neg B) \vee (\neg A \to B \vee \neg B)$

   (e) $\bigvee_{i=0,n-1} A_i \to A_{(i+1)\%n}$

3. Выполнены ли формулы де Моргана в интуиционистской логике? Докажите или опровергните:

   (a) $\alpha \vee \beta \vdash \neg(\neg\alpha \mathbin{\&} \neg\beta)$ и $\neg(\neg\alpha \mathbin{\&} \neg\beta) \vdash \alpha \vee \beta$

   (b) $\neg\alpha \mathbin{\&} \neg\beta \vdash \neg(\alpha \vee \beta)$ и $\neg(\alpha \vee \beta) \vdash \neg\alpha \mathbin{\&} \neg\beta$

   (c) $\alpha \to \beta \vdash \neg\alpha \vee \beta$ и $\neg\alpha \vee \beta \vdash \alpha \to \beta$

4. 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) $\star$ — конъюнкция;

   (b) $\star$ — дизъюнкция;

   (c) $\star$ — импликация;

   (d) $\star$ — отрицание.

5. Существует несколько схожих вариантов аксиомы исключённого третьего. Не пользуясь 10 схемой аксиом, покажите следующее:

   (a) $\alpha \vee \neg\alpha, \alpha \to \neg\alpha \to \beta \vdash ((\alpha \to \beta) \to \alpha) \to \alpha$

   (b) $((\alpha \to \beta) \to \alpha) \to \alpha, \alpha \to \neg\alpha \to \beta \vdash \neg\neg\alpha \to \alpha$

6. Рассмотрим несколько моделей троичной логики. Логики похожи истинностными значениями ($V = \{-1, 0, 1\}$, истиной считаем 1) и определением большинства операций: $[\![A \mathbin{\&} B]\!] = \min([\![A]\!], [\![B]\!])$, $[\![A \vee B]\!] = \max([\![A]\!], [\![B]\!])$, $[\![\neg A]\!] = -[\![A]\!]$. Отличаются логики определением импликации (ниже), и в одном случае – определением отрицания. Про каждую из них ответьте на четыре вопроса: являются ли они корректными и/или полными моделями классического и/или интуиционистского исчисления высказываний.

   (a) Сильная логика неопределённости Клини: $[\![A \to B]\!] = [\![\neg A \vee B]\!]$.

   (b) Троичная логика Лукасевича: $[\![A \to B]\!] = \min(1, 1 - [\![A]\!] + [\![B]\!])$

   (c) Логика Гёделя G_3:

$$[\![\neg A]\!] = \begin{cases} 1, & [\![A]\!] = -1 \\ -1, & \text{иначе} \end{cases} \qquad [\![A \to B]\!] = \begin{cases} 1, & [\![A]\!] \leqslant [\![B]\!] \\ [\![B]\!], & \text{иначе} \end{cases}$$

7. Изоморфизм Карри-Ховарда — соответствие между интуиционистским исчислением высказываний, с одной стороны, и языками программирования, с другой. А именно, можно заметить, что программа соответствует доказательству, тип программы — логическому высказыванию. Связки (как составные части логического высказывания) соответствуют определённым типовым конструкциям: функция — импликации, конъюнкция — упорядоченной паре, дизъюнкция — алгебраическому типу (`std::variant` и т.п.).

   Например, функция `A id(A x) { return x; }` доказывает $A \to A$, а функция

```
std::pair<A,B> swap(std::pair<B,A> x) { return std::pair(x.second, x.first); }
```

доказывает $B \,\&\, A \to A \,\&\, B$.

Ложь выражается менее очевидно. Давайте за ложь мы возьмём выражение, имеющее тип несвязанного типового параметра (идея в том, чтобы данное выражение легко приводилось бы к любому типу: из лжи следует всё что угодно). Данный код доказывает $\neg Z$, то есть $Z \to \perp$:

```
template <class A>
A negate(Z x) { throw ("Value of type Z is impossible"); }
```

Конечно, в смысле изоморфизма Карри-Ховарда большинство языков программирования противоречивы.

В завершение теоретической части заметим, что в свете BHK-интерпретации в изоморфизме Карри-Ховарда нет ничего странного: если под конструкцией мы понимаем тип, то любое значение типа — это метод построения конструкции (типы, значения которых можно построить, мы будем называть *обитаемыми*), а функция — это способ перестроения одного значения в другое.

Докажите следующие утверждения, написав соответствующую программу:

(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.

(j) $\perp$

Задание №3. Топология, решётки.

1. Напомним определения: *замкнутое* множество — такое, дополнение которого открыто. *Внутренностью* множества A° назовём наибольшее открытое множество, содержащееся в A. *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 $A^\circ = \{x | x \in A \,\&\, x$ — внутренняя точка$\}$.

   (b) Покажите, что A замкнуто тогда и только когда, когда содержит все свои граничные точки. Также покажите, что $\overline{A} = \{x \mid x$ — внутренняя или граничная точка$\}$. Верно ли, что $\overline{A} = X \backslash ((X \backslash A)^\circ)$?

   (c) Введём топологию на деревьях способом, рассмотренным на лекции. Рассмотрим некоторое множество вершин V. Опишите множества V° и $\overline{V}$. Какие вершины будут являться граничными для V?

   (d) Пусть $A \subseteq B$. Как связаны A° и B°, а также $\overline{A}$ и $\overline{B}$?

   (e) Верно ли $(A \cap B)^\circ = A^\circ \cap B^\circ$ и $(A \cup B)^\circ = A^\circ \cup B^\circ$?

   (f) Покажите, что $\overline{\left(\overline{A^\circ}\right)^\circ} = \overline{A^\circ}$.

   (g) *Задача Куратовского.* Будем применять операции взятия внутренности и замыкания к некоторому множеству всевозможными способами. Сколько различных множеств может всего получиться?

2. Напомним, что евклидовой топологией называется топология на $\mathbb{R}$ с базой $\mathcal{B} = \{(a, b) \mid a, b \in \mathbb{R}\}$.

   (a) Связны ли $\mathbb{Q}$ и $\mathbb{R} \backslash \mathbb{Q}$ как топологические подпространства $\mathbb{R}$?

   (b) Связен ли интервал $(0, 1)$?

3. Примеры топологий. Для каждого из примеров ниже проверьте, задано ли в нём топологическое пространство, и ответьте на следующие вопросы, если это так: каковы окрестности точек в данной топологии; каковы замкнутые множества в данной топологии; связно ли данное пространство.

   (a) Топология Зарисского на $\mathbb{R}$: $\Omega = \{\varnothing\} \cup \{X \subseteq \mathbb{R} \mid \mathbb{R} \backslash X \text{ конечно}\}$, то есть пустое множество и все множества с конечным дополнением.

   (b) Топология стрелки на $\mathbb{R}$: $\Omega = \{\varnothing, \mathbb{R}\} \cup \{(x, +\infty) | x \in \mathbb{R}\}$, то есть пустое, всё пространство и все открытые лучи.

   (c) Множество всех бесконечных подмножеств $\mathbb{R}$: $\Omega = \{\varnothing\} \cup \{X \subseteq \mathbb{R} \mid X \text{ бесконечно}\}$

   (d) Множество всевозможных объединений арифметических прогрессий: $A(a) = \{a \cdot x \mid x \in \mathbb{Z}\}$; $X \in \Omega$, если $X = \varnothing$ или $X = \bigcup_i A(a_i)$ (все $a_i > 0$).

4. 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);

5. 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.

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

7. 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.

8. 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: $(a + b) \cdot c = (a \cdot c) + (b \cdot c)$

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

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

11. Постройте пример дистрибутивной, но не импликативной решётки.

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

13. Покажите, что $(\preceq)$ — отношение предпорядка, а $(\approx)$ — отношение эквивалентности.

14. 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.

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

Задание №4. Модели Крипке. Естественный вывод.

1. Опровергните формулы, построив соответствующие модели Крипке:

   (a) $\neg\neg A \to A$

   (b) $((A \to B) \to A) \to A$

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

   (d) $\bigvee_{i=0,n-1} A_i \to A_{(i+1)\%n}$

2. 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 $W_j \Vdash \alpha$.

3. 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 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?

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

   (a) глубины 2 и меньше;

   (b) глубины $n \in \mathbb{N}$ и меньше.

5. Покажите аналог теоремы о дедукции для естественного вывода: $\Gamma, \alpha \vdash \beta$ тогда и только тогда, когда $\Gamma \vdash \alpha \to \beta$.

6. Определим отображение между языками вывода (гильбертов и естественный вывод):

$$|\varphi|_{\text{е}} = \begin{cases} |\alpha|_{\text{е}} \star |\beta|_{\text{е}}, & \varphi = \alpha \star \beta \\ |\alpha|_{\text{е}} \to \perp, & \varphi = \neg\alpha \\ X, & \varphi = X \end{cases} \qquad |\varphi|_{\text{г}} = \begin{cases} |\alpha|_{\text{г}} \star |\beta|_{\text{г}}, & \varphi = \alpha \star \beta \\ A \,\&\, \neg A, & \varphi = \perp \\ X, & \varphi = X \end{cases}$$

   (a) Покажите, что $\vdash_{\text{е}} \alpha$ влечёт $\vdash_{\text{г}} |\alpha|_{\text{г}}$;

   (b) Покажите, что $\vdash_{\text{г}} \alpha$ влечёт $\vdash_{\text{е}} |\alpha|_{\text{е}}$.

7. Классическое исчисление высказываний также можно сформулировать в стиле естественного вывода, заменив правило исключения лжи на такое:

$$\frac{\Gamma, \varphi \to \perp \vdash \perp}{\Gamma \vdash \varphi} \ (\text{удал}\neg\neg)$$

   В этом задании будем обозначать через $\Gamma \vdash_{\text{к}} \varphi$ тот факт, что формула φ выводится из контекста Γ в классическом И.В. в варианте естественного вывода.

   (a) Покажите, что если $\vdash_{\text{к}} \varphi$ и $A_1, \dots, A_n$ — все пропозициональные переменные из φ, то $\vdash_{\text{е}} A_1 \vee \neg A_1 \to A_2 \vee \neg A_2 \to \dots \to A_n \vee \neg A_n \to \varphi$.

   (b) Покажите теорему Гливенко: если $\vdash_{\text{к}} \varphi$, то $\vdash_{\text{е}} \neg\neg\varphi$.

Задание №5. Исчисление предикатов

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

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

(d) $(\forall x.\forall x.\phi) \to (\forall x.\phi)$

(e) $(\forall x.\phi) \to (\neg\exists x.\neg\phi)$

(f) $(\exists x.\neg\phi) \to (\neg\forall x.\phi)$

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

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

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

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

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

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

5. Рассмотрим интуиционистское исчисление предикатов (добавим схемы аксиом и правила вывода с кванторами поверх интуиционистского исчисления высказываний).

   (a) Определим модель для исчисления предикатов. Пусть $\langle X, \Omega\rangle$ — некоторое топологическое пространство. Возможно ли рассмотреть $V = \Omega$ (как и в исчислении высказываний), пропозициональные связки определить аналогично топологической интерпретации И.И.В., оценки же кванторов сделать такими:

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

   (b) Покажите, что в интуиционистском исчислении предикатов теорема Гливенко не имеет места (а именно, существует формула α, что $\vdash_{\text{к}} \alpha$, но $\nvdash_{\text{и}} \neg\neg\alpha$).

   (c) Определим операцию $(\cdot)_{\text{Ku}}$:

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

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

6. Покажите, что исчисление предикатов не полно 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 $\nvdash \alpha$.

Задание №6. Теорема о полноте исчисления предикатов

1. Покажите, что следующие определения противоречивой теории эквивалентны (ваше рассуждение должно подходить для всех исчислений, которые мы проходили до этого момента — КИВ, ИИВ, КИП; задача состоит из одного пункта, для получения баллов все четыре утверждения должны быть разобраны): (а) существует формула α, что $\vdash \alpha \,\&\, \neg\alpha$; (б) существует формула α, что $\vdash \alpha$ и $\vdash \neg\alpha$; (в) $\vdash A \,\&\, \neg A$; (г) любая формула доказуема.

2. Покажите, что если классическое исчисление высказываний противоречиво, то также противоречиво и интуиционистское исчисление высказываний.

3. Покажите, что если $\neg\varphi \vdash \varphi$, то $\vdash \varphi$. Аналогично, покажите, что из $\neg\varphi \vdash \alpha \,\&\, \neg\alpha$ следует $\vdash \varphi$. Покажите требуемые утверждения конструктивно, перестроив данные в условии доказательства в доказательство φ.

4. Пусть M — 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 $\varphi = \alpha \,\&\, \beta$, $\mathcal{M} \models \alpha \,\&\, \beta$, то $\alpha \,\&\, \beta \in M$; и если $\mathcal{M} \not\models \alpha \,\&\, \beta$, то $\alpha \,\&\, \beta \notin M$;

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

5. Напомним, что *машиной Тьюринга* называется упорядоченная шестёрка

$$\langle A_{\text{внешн}}, A_{\text{внутр}}, T, \varepsilon, s_{\text{нач}}, s_{\text{доп}} \rangle$$

где внешний и внутренний алфавиты конечны и не пересекаются ($A_{\text{внешн}} \cap A_{\text{внутр}} = \varnothing$), $\varepsilon \in A_{\text{внешн}}$, $s_{\text{нач}}, s_{\text{доп}} \in A_{\text{внутр}}$, и T — это функция переходов: $T : A_{\text{внутр}} \times A_{\text{внешн}} \to A_{\text{внутр}} \times A_{\text{внешн}} \times \{\leftarrow, \rightarrow, \cdot\}$.

Все неиспользованные клетки ленты заполнены ε, головка перед запуском стоит на самой левой заполненной клетке. При работе машина последовательно выполняет переходы и двигает ленту (в соответствии с T), пока не окажется в допускающем состоянии $s_{\text{доп}}$ (успешное завершение). Также можно выделить отвергающее состояние $s_{\text{отв}}$, оказавшись в котором, машина оканчивает работу с ошибкой (неуспешное завершение).

Например, пусть $A_{\text{внешн}} = \{0, 1, \varepsilon\}$, $A_{\text{внутр}} = \{s_s, s_f\}$, $s_{\text{нач}} = s_s$, $s_{\text{доп}} = s_f$, отвергающего состояния не задано, и функция переходов указана в таблице ниже:

	ε	0	1
s_s	$\langle s_f, \varepsilon, \cdot \rangle$	$\langle s_s, 1, \rightarrow \rangle$	$\langle s_s, 0, \rightarrow \rangle$
s_f	$\langle s_f, \varepsilon, \cdot \rangle$	$\langle s_f, 0, \cdot \rangle$	$\langle s_f, 1, \cdot \rangle$

Такая машина Тьюринга меняет на ленте все 0 на 1, а все 1 — на 0. Например, для строки 011:

$$\underline{0}11 \Rightarrow 1\underline{1}1 \Rightarrow 10\underline{1} \Rightarrow 100\underline{\varepsilon}$$

Заметьте, что на последнем шаге головка сдвинулась вправо, за заполненные клетки — оказавшись на неиспользованной, заполненной символами ε части ленты — и остановилась благодаря тому, что $T(s_s, \varepsilon) = \langle s_f, \dots \rangle$.

Напишите следующие программы для машины Тьюринга и продемонстрируйте их работу на каком-нибудь эмуляторе:

(a) разворачивающую строку в алфавите $\{0, 1\}$ в обратном порядке (например, из 01110111 программа должна сделать 11101110); в этом и в последующих заданиях в алфавит внешних символов при необходимости можно добавить дополнительные символы;

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

(c) допускающую правильные скобочные записи (например, (()) должно допускаться, а)()(— отвергаться);

(d) допускающую строки вида $a^n b^n c^n$ в алфавите $\{a, b, c\}$ (например, строка $aabbcc$ должна допускаться, а $abbbc$ — отвергаться);

(e) 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).

6. 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).

7. Как известно, машина Тьюринга может быть проинтерпретирована другой машиной Тьюринга. Предложите способ закодировать машину Тьюринга в виде текста в алфавите $\{0, 1\}$. Естественно, символы алфавитов при кодировке меняются на их номера, и эти номера надо будет как-то записывать в виде последовательностей цифр 0 и 1.