Задача 5.
Какая формула ϕ называется логическим следствием множества предложений Г? Существует ли хотя бы однаdедложений Г? Приведите пример замкнутой формулы ϕ, которая не является логическим следствием множества
замкнутых формул Г = {∃xP(x), ∀x¬P(x)}?
Ответ: логическое следствие <=> каждая модель Г является моделью для phi (в определении сказано, что речь идёт о *замкнутых формулах), очевидно что общезначимая формула будет лог. следствием любого Г.*
Пример замкнутой формулы ϕ: множество противоречиво => любая замкнутая формула является логическим следствием => нельзя привести примера

Задача 6.
Какова формулировка теоремы об эрбрановских интерпретациях? Верно ли, что каждая непротиворечивая система дизъюнктов имеет хотя бы одну эрбрановскую модель?
Теорема: Система дизъюнктов S выполнима тогда и только тогда, когда S имеет эрбрановскую модель, т.е. выполнима хотя бы в одной H-интерпретации.
“И, как будет показано, для проверки противоречивости систем дизъюнктов достаточно ограничиться рассмотрением H-интерпретаций**”** - соответственно, да

Задача 7.
Какова формулировка теоремы корректности операционной семантики относительно декларативной семантики? Верно ли, что из этой теоремы следует, что для любого атома из наименьшей эрбрановской модели MP программы P запрос? A, обращенный к программе P имеет успешное вычисление?
Любой вычисленный ответ является правильным. (2го вопроса не будет, т.к. он сказал что выкинул модели программ из курса)

Задача 8.
Какова формулировка теоремы Черча о проблеме общезначимости в классической логике предикатов? Следует ли из этой теоремы, что не существует алгоритма, проверяющего выполнимость формул логики предикатов?
Теорема: Следствие 2 (Теорема Черча).
Не существует алгоритма, способного определить по заданной замкнутой формуле логики предикатов ϕ, является ли эта формула общезначимой, т. е. проблема общезначимости "|= ϕ ?" алгоритмически неразрешима.

Да, следует,т.к. проблема выполнимости phi <=> проблема общезначимости !phi.

Задача 9. Как формулируется задача верификации моделей программ (model

checking)? К каким задачам теории графов сводится задача model-checking для темпоральной логики PLTL?

Для любой PLTL fi и CLS M проверить M |= fi (для любой трассы tr,tr принадлежит Tr0(M),имеет место I(tr),0 |= fi).

Поиск компонент связанности.

Задача 5.

Какая семантическая таблица ⟨Г, ∆⟩ называется выполнимой ? Является ли выполнимой семантическая таблица ⟨{P (x)}, {P (y)}⟩?

Семантическая таблица ⟨**Г,** ∆⟩ называется выполнимой, если существует такая I и $d_1...d_n$ принадлежащие D_I ,что для любой фи из Г выполняется, что I |= фи(x1,...,xn)[d1...dn] и для любой пси из ∆ выполняется что I |=/=пси(x1,..,xn)[d1..dn].

Таблица ⟨**{P (x)}, {P (y)}**⟩ выполнима т.к. она атомарна и не закрыта.

для тех, кто не верит:

пример: d1, d2, P(d1)=true, P(d2) = false, x=d1, y=d2... вот интерпретация и набор значений свободных переменных, для которых все формулы из Г истинны, а из Д - ложны, значит выполнима.

Задача 6.

Что такое эрбрановский универсум? Каким условиям должна удовлетворять сигнатура σ для того, чтобы эрбрановский универсум сигнатуры σ был конечным множеством?

H - эрбраноj,вский универсум сигнатуры <Const,Func,Pred> - это множество $H=U^{oo}_0$ Hi,где H0=либо Const, если Const непустое, либо {c} (эрбрановская константа), если Const-пустое; Hi=Hi-1 U {$f^{(n)}$(t1...tn), где f принадлежит Func, t1...tn - принадлежат Hi-1}.

Чтоб универсум был конечен Func должно быть пустым, и Const - конечным.

Задача 7.

Какая интерпретация называется эрбрановской моделью для хорновской логической программы P? Верно ли то, что всякая хорновская логическая программа имеет непустую эрбрановскую модель?

Эрбрановская интерпретация I для логической программы P называется её моделью, если она является моделью для любого хорновского дизъюнкта, входящего в неё.
Да, верно. (Этого не будет на экзамене)

Задача 8.

Сформулируйте правило SLDNF-резолюции. Какой ответ будет получен на запрос ?not(P (x)) к программе P = {P (c) ← R(c)}?

Пусть имеется G:?not(C1),C2...Cn к программе P.
Для вычисления SLDNF-резольвенты G1:
1. формируется запрос G`:?C1 к программе P
2. проводится построение дерева вычислений T для запроса G`
3. возможен 1 из 3х исходов:
-Успех, если *все* ветви дерева завершились failure
-Failure, если *хотя бы одна* ветвь дерева завершилась Успехом
-Бесконечность, если дерево бесконечно и не было обнаружено успешных вычислений.

В реальности, это не совсем так, результат зависит от порядка выбора программных правил.

Построится дерево для запроса ?P(X), которое завершится failure. Тогда для исходного запроса будет вычислен ответ, являющийся пустой подстановкой.
~~Никакого, т.к. программа зациклица (неверно, ответа не будет т.к. нет правила для R(c)).~~

Задача 9.
Как определяется интерпретация темпоральной логики линейного времени PLTL ? Являются ли равносильными PLTL формулы Fp и (p ∨ ¬p)Up?

I=<N,<=,кси>
N - {0,1,2...}-моменты времени
<= - отношение нестрогого линейного порядка на N
кси : N x AP -> {true,false} - оценка атомарных высказываний на времени

Да, являются равносильными, обе утверждают “В какой-то момент времени в будущем будет верно p”

Задача 5 (2 балла).
Какова формулировка теоремы корректности табличного вывода для классической логики предикатов? Корректно ли правило табличного вывода?
⟨Г, ∀xϕ(x) | ∆⟩/ ⟨Г | ∃x¬ϕ(x), ∆⟩

Т*еорема корректности: если семантическая таблица имеет успешный табличный вывод, то она невыполнима.*
Корректно.d
∀x φ (x) ≡ ~(∃x ~φ(x)) => *можно перекинуть.*

Задача 6 (2 балла).
Т. Мальцева. Произвольное множество формул обладает моделью тогда и только

тогда, когда каждое конечное подмножество обладает моделью.
Или
Если Г|=φ, то существует конечное подмножество Г, называемое Г’, такое что Г’|=φ.

Теорема Эрбрана. Система дизъюнктов S = {D_1;...;D_m} противоречива тогда и только тогда, когда существует конечное противоречивое множество G0 основных примеров дизъюнктов S.

Да, следует.

Задача 7 (2 балла).
Какой ответ на запрос G к хорновской логической программе P называется правильным? Сколько правильных ответов может иметь запрос G =?A, обращенный к хорновской логической программе P, в том случае, если A основной атом?

Если P - программа, а G - запрос, и Theta (некая подстановка) - ответ, то Theta - правильный ответ, если
P |= \/Z1 … \/Zn GTheta, где Z1,...Zn - переменные Theta
~~*правильный ответ – ответ, логически следующий из программы*~~

основной атом - не содержит переменных => запрос не содержит *целевых переменных* =>
1. либо единственный ответ на него есть пустая подстановка (если атом является логическим следствием программы)
2. либо нет правильных ответов (в противном случае)

=> правильных ответов может быть 0 либо 1.

Задача 8 (2 балла).
Что означает алгоритмическая универсальность хорновского логического программирования? Верно ли, что для любой логической программы с операторами отсечения и отрицания существует такая хорновская логическая программа (без отсечений и отрицаний), которая вычисляет точно такое же множество ответов?

Значит, что класс функций, вычислимых с помощью программ ХЛП, в точности совпадает с классом фу
Очевидный ответ - нет, то что выдает программа с отсечениями - подмножество программы без отсечений. Тут не очевидно, ведь спрашивается не про ту же самую программу, но с убранными отсечениями, а про некую другую программу. Но мне **кажется**, что всё-таки ответ “нет”, ибо иначе не пришлось бы выдумывать операторы отсечения и not.

нкций, вычислимых на машине тьюринга.

Задача 9 (2 балла).

Как определяется отношение выполнимости I, w |= □ф в модальной логике? Верно ли, что для любой модели Крипке I и для любого состояния w если I, w |= □¬p, то I, w |= ♦p ?

I,w |=   фи <=> для любого w’ : если (w,w’) принадлежит R , то I,w’ |= фи

Верно потому что:

I,w |=/=   -p   <=> I,w |= -   -p <=> I,w |= ромбик p

Задача 5(2 балла)

Какова формулировка теоремы полноты табличного вывода для классической логики предикатов? Что можно сказать о выполнимости формулы φ, если известно, что обе семантические таблицы <{φ}| 0}> и <0 | {φ}> не имеют успешного табличного вывода?

Ответ 5:

Для любой невыполнимой семантической таблицы существует успешный табличный вывод.

Она не общезначима и ее отрицание так же не общезначимо (<fi,> == <,~fi>) => она выполнима.

Задача 6(2 балла)

Сформулируйте определение эрбрановской интерпретации заданной сигнатуры σ. Сколько имеется различных интерпретаций сигнатуры σ, в которой Const = {c1, c2}, Func = 0, Pred = {P^(2)}

Ответ 6:

Для сигнатуры c=<Const,Func,Pred> эрбановской интерпретацией называется I=(Hi,Const, Func, Pred)

где Hi - эрбрановский универсум

Const (c) = c

Func ($f^{(n)}$)=f: f(t1,...tn) = $f^{(n)}$(t1..tn)

Pred - задаются произвольно

Ответ в 6й - 16 (2^4) потому что двухместный предикат P можно записать как P(c1,c1) P(c2,c2)P(c2,c1),P(c1,c2) и перебрать все возможные значения: каждый вариант может быть 0 и 1 - соотв 16 наборов из 0и1 длины 4. Надеюсь так всем понятно??)))

Задача 7.(2 балла)

Сформулируйте определение SLD-резолютивного вычисления заданного запроса G, обращенного к хорновской логического программе P. Существуют ли такие хорновские логические программы, которые не имеют ни одного успешного SLD-резолютивного вычисления ни для каких запросов?

Ответ 7:

SLD-резолютивным вычислением называется последовательность троек
<Dj1,Theta1,G1>...<Djn,Thetan,Gn>...
где
1. Theta i принадлежит Subst, Dji принадлежит P, Gi - целевое утверждение
2. Gi - SLD резольвента утв Dji и Gi-1 с унификатором Theta i

Задача 8.(2 балла)
Сформулируйте теорему сильной полноты для хорновских логических программ? Сохраняет ли эта теорема справедливость для логических программ, содержащих оператор not?
Ответ 8:
Для любой функции выбора подцели вычислимый ответ совпадает с правильным с точностью до подстановки. Любой правильный ответ является частным случаем какого-то из вычисленных.
R(X)<-R(X) - бесконечная

Задача 9.(2 балла)
Как в интуиционистской логике определяется отношение выполнимости I,w |= $\varphi \to \psi$ для импликативной формулы? Укажите, какие из формул $p \vee \neg p$ и $p \to p$ являются общезначимыми формулами интуиционистской логики?
Ответ 9:
I,w |= fi -> psi <=> для любого w\`, если (w,w\`) принадлежит R и I,w’ |=/=fi, то I,w’ |= psi
p-> p - общезначимая

Задача 5 (2 балла).
Сформулируйте теорему компактности Мальцева. Следует ли из этой теоремы утверждение: Если бесконечное множество предложений Г не имеет модели, то хотя бы одно предложение множества Г является противоречивым ?

Два варианта (хз, эквивалентны они, или это две разные теоремы):
- *Г |= fi <=> exsist конечное подмножество Г’ in Г: Г’ |= fi.*
- *Если Г - противоречиво, то существует конечное под-во которое противоречиво.*

~~Да нифига...~~ Не следует. То что существует конечная система, не значит что эта система размерности 1.

Задача 5 (2 балла).
Какая семантическая таблица T = ⟨Г, ∆⟩ называется выполнимой? Может ли выполнимая таблица содержать только невыполнимые формулы?

Ответ: семантическая таблица T = ⟨Г, ∆⟩ называется выполнимой,
если существует такая интерпретация I и такой набор

$d_1, d_2, \ldots, d_n \in D_I$ свободных переменных, для которых

- $I \models \varphi(x_1, x_2, \ldots, x_n)[d_1, d_2, \ldots, d_n]$ для любой формулы φ, $\varphi \in \Gamma$,
- $I \not\models \psi(x_1, x_2, \ldots, x_n)[d_1, d_2, \ldots, d_n]$ для любой формулы ψ, $\psi \in \Delta$.

значений

Если Г=ϕ => то может.

Может ли выполнимая таблица содержать только невыполнимые формулы? <<<=
Пример : <0|false>

(имхо: почему нет, просто они все справа, но моё мнение не в счёт)
(невыполнимая впринципе формула ~~только одна~~ - тождественно ложный диъюнкт (а также все формулы, равносильные ему, пример: any x (P(x) & !P(x))). Ставим слева пустое множество, справа - тлд, всё пучком)

Задача 6 (2 балла).
Какие формулы логики предикатов называются равносильными? Докажите, что два предложения ϕ и ψ являются равносильными тогда и только тогда, когда множество логических следствий формулы ϕ совпадает с множеством логических следствий формулы ψ?

Равносильными называются формулы фи и пси, для которых общезначима формула (фи -> пси)&(пси -> фи) - эту формулу ещё называют отношением эквиваленции. Доказательство очевидно глядя на формулу. ("=>" очевидно, а обратно - не особо) Думаю написать что оно следует из теоремы о логическом следствии будет достаточно.

Задача 7 (2 балла).
Какой ответ на запрос G к хорновской логической программе P называется вычисленным? Существуют ли такие правильные ответы на запрос G к хорновской логической программе P, которые не могут быть вычислены?

Если последовательность SLD резолюции конечна и завершается квадратиком, то конкатенация Theta i ограниченная $Y_1 \ldots Y_n$ является вычислимым ответом.

Не существуют с точностью до подстановки, по теореме полноты.

Задача 8 (2 балла).
Что такое допущение замкнутости мира?
Верно ли, что ϕ ∨ ψ |=CWA ¬ϕ?

CWA: Это когда из того что
Г |=/= fi => Г $|_{cwa}$= -fi

Хрен знает, я бы сказал что "да", я тоже.

Я бы сказал, что “нет”. Если взять фи и пси одинаковыми, то получим, что из **$\phi \vee \psi$** выводится фи.

Задача 9 (2 балла).
Как определяется отношение выполнимости $I, s_0 \models \phi U \psi$ в темпоральной логике PLTL? Являются ли формулы $\phi U(\psi_1 \& \psi_2)$ и $(\phi U \psi_1 \& \phi U \psi_2)$ равносильными?
$I, s_0 \models \phi U \psi$
значит, что существует K>=0 : верно $I, s_k \models \psi$ и для любого 0<=i<k верно $I, s_i \models \phi$

Кажись верны, хотя в лекция предлагается вывести формулы самим.

Не являются равносильными, **$\phi U(\psi 1 \& \psi 2)$** говорит, что фи будет истинно до тех пор, пока не станут истинными пси1 и пси2 **одновременно**. Вторая формула говорит, что фи истинно, до тех пор, пока не окажется что и пси1 и пси2 уже были истинными, *не обязательно одновременно.*

Задача 6 (2 балла).
Какая интерпретация называется эрбрановской интерпретацией для заданной сигнатуры σ? Сколько существует различных эрбрановских интерпретаций в сигнатуре σ, состоящей
только из одного одноместного предикатного символа P и из одной предметной константы c ?

Смотри выше.
2 интерпретации.

Задача 7 (2 балла).
Приведите определение SLD-резолютивного вычисления запроса G, обращенного к хорновской логической программе P. Верно ли, что если $P \models \forall x R(x)$, то запрос G =? R(c), R(f (y)), обращенный к хорновской логической программе P имеет хотя бы одно успешное SLD-резолютивное вычисление?
Пусть программа P(c)←; и запрос ?G: P(X)
<P(c)←,{X/c},square>

Верно.

Задача 8 (2 балла).
Что называется стратегией вычисления логических программ? Зависит ли ответ на запрос G =? not(P (x)) от того, какая именно стратегия вычисления применяется?
Способом построения (обхода) SLD - дерева.

Зависит - правильность ответа неизвестна.
Может оказаться так, что в одной ветви находится решение для P(x), а другая ветвь бесконечна - тогда получается что при одной стратегии обхода получим зависание, при

другой - квадратик.

(мне всё-таки кажется, что нет, но посмотрим <= из того, что надо обойти всё и всякие теоремы об остановах, etc)

Задача 9 (2 балла).
Как определяется частичная корректность программы π относительно предусловия ϕ и постусловия ψ в интерпретации I?
Является ли программа while X > 0 do X + + od частично корректной относительно предусловия ϕ = (X > 0) и постусловия ψ = (X < 0) в стандартной интерпретации

I |= ф{pi} psi

Кажись корректно.
Да, хотя она никогда не завершится. Если там имелось в виду X--, то тогда некорректно, ибо по завершении будет X=0, а не X<0.

Задача 6 (2 балла).
Какова формулировка теоремы об эрбрановских интерпретациях? Сколько эрбрановских моделей в сигнатуре σ = ⟨Const = {c}, F unc = ∅, P red = {P }⟩ имеет формула ϕ = ∃xP (x)&¬P (c)?

Система дизъюнктов невыполнима тогда и только тогда, когда она невыполнима ни на одной эрбрановской интерпретации.
~~От формулы количество эрбрановских моделей вообще не зависит.~~ ЗАВИСИТ!!!
Эрбрановские ~~модели~~ интерпретации отличаются только толкованием предикатных символов.
В данном случае ~~моделей~~ интерпретаций 2 штуки, P(c) принимает значение либо true либо false.
Существует 2 эрбрановских интерпретации для заданной сигнатуры, но ни одна не является моделью данной формулы.

Ответ: 0

Задача 7 (2 балла).
Какова формулировка теоремы полноты операционной семантики хорновских логических программ относительно декларативной семантики? Верно ли, что из этой теоремы полноты следует, что для любого основного атома A, являющегося логическим следствием программы P, любое
вычисление запроса ?A, обращенного к программе P, является успешным?
~~Класс задач ХЛП в точности совпадает с классом задач машины тьюринга.~~
Любой правильный ответ является частным случаем какого-то из вычисленных.

Верно, ~~так как есть правильный ответ {} (пустая подстановка), он должен быть частным~~

~~случаем одного из вычисленных => существует вычисленный ответ.~~ Не уверен, ответ может быть, но не по всем ветвям SLD-дерева => не все вычисления успешны (?)

Задача 9 (2 балла).
Как определяется отношение выполнимости I, s_0 |= Fψ в темпоральной логике PLTL? Являются ли формулы F(ψ_1 &ψ_2) и Fψ_1 & Fψ_2 равносильными?

Существует такая K>=0, что I,s_k |= ψ

~~Являются.~~ Не являются, вспомним определение: "Future: φ должно стать истинным хотя бы в одном состоянии в будущем." - первая формула, в отличие от второй, требует *одновременности* истинности ψ_1 и ψ_2.

Задача 7 (2 балла).
Какой ответ на запрос G к хорновской логической программе P называется вычисленным? Существуют ли такие правильные ответы на запрос G к хорновской логической программе P, которые не могут быть вычислены?

Определение вычисленного ответа
Пусть
G0 = ? C1, C2, . . . , Cm - целевое утверждение с целевыми переменными Y1, Y2, . . . , Yk,
P = {D1, D2, . . . , DN } — хорновская логическая программа,
comp = (Dj1, θ1, G1), (Dj2, θ2, G2), . . . , (Djn , θn, ...) - успешное SLD-резолютивное вычисление, порожденное запросом G к программе P.
Тогда подстановка θ = (θ1θ2 . . . θn)|Y1,Y2,...,Yk,представляющая собой композицию всех вычисленных унификаторов θ1, θ2, . . . , θn, ограниченную целевыми переменными Y1, Y2, . . . , Yk , называется вычисленным ответом на запрос G0 к программе P.

Теорема полноты гласит, что каждый правильный ответ — это пример (частный случай) некоторого вычисленного ответа .

Задача 8 (2 балла).
Что такое допущение замкнутости мира? Верно ли, что ϕ ∨ ψ |=CWA ¬ϕ?

Суть Допущения Замкнутость Мира (CWA) состоит в том,что при извлечении CWA-логических следствий из базы знаний Γ (|=cwa) нужно рассматривать не все модели для Γ,а только такую минимальную модель,в которой истинными являются одни лишь классические следствия (|=) из Γ. Такая минимальная модель существует, вообще говоря, не всегда, например, Γ={A V B}.

CWA-логическое следствие: пусть существуется непротиворечивое множество замкнутых формул Г и замкнутая формула ф.Тогда формула -ф является логическим следствием Г в допущении замкнутости мира Г |= cwa - ф,если неверно,что ф логически следует из Г. (CWA = close world assumption).

Теперь наш второй вопрос.Чтобы эта штука была верной,по определению необходимо,чтобы был неверен факт: “ф логически следует из $\varphi \vee \psi$”.На мой взгляд,этот факт не верен.Значит,ответ “Верно”
Тут, как заметили в аналогичном вопросе, для случая ф=пси получаются странные вещи. Также, может быть, стоит обратить внимание на факт “Такая минимальная модель существует, вообще говоря, не всегда, например, Г={A V B}.” - тут как раз такой случай, но что из этого следует?

Задача 9 (2 балла).
Как определяется интерпретация интуиционистской логики высказываний? Является ли формула p → ¬¬p общезначимой в интуиционистской логике высказываний?
1) Лекция 18-19 слайд 11.
2) является (это один из законов ИЛ)

Задача 5 (2 балла).
Сформулируйте теорему о логическом следствии для классической логики предикатов. Верно ли, что всякое множество замкнутых формул имеет бесконечно много различных логических следствий?

Задача 6 (2 балла).
Сформулируйте теорему о сколемовской стандартной форме?
Выполнимость замкнутой формулы <=> Выполнимость ССФ
Верно ли. что если формула phi в предварённой нормальной форме является общезначимой формулой, то и соответствуюзая ей сколемовская стандартная форма так же будет общезначимой формулой?
Нет, пример: ПНФ exists x P(x) V any x !P(x), ССФ: any X (P(c) V !P(x))
Общезначимость не сохраняется, так как при замене кванторов существования на функциональные символы и константы теряется свобода выбора этих функциональных сиволов и констант, они уже зависят от интерпретации.

Задача 7 (2 балла).
Опишите алгоритм вычисления наиболее общего унификатора двух атомов $P(t_1,t_2,...,t_n)$ и $P(s_1,s_2,...,s_n)$
Составляем систему уравнений:
t1 = s1
t2 = s2
…
tn = sn

Применяем 6 правил. Решение очень похоже на решение обычных систем уравнения. В общем делает то, что кажется правильным, 6 правил запоминать наизусть, на мой взгляд, нет смысла.

Задача 8 (2 балла).
Что называется деревом SLD-резолютивных вычислений запроса G, обращённого к хорновской логической программе P? Зависит ли устройство дерева SLD-резолютивных вычислений от правила выбора подцелей?

Фафа ляля.

Зависит. Или не зависит (аргументация ниже)

Хотя... Деревья, в которых подцели выбирались разным образом, будут равными с точностью до порядка подветвей в каждой точке ветвления, так как всё равно будут посещены все ветви. То есть если расматривать деревья как графы - то они равны и ответ “Не зависит”. “Устройство дерева” - не очень точное понятие, и непонятно по какому критерию эти “устройства деревьев” сравнивать.

Задача 9 (2 балла).

Как определяется отношение выполнимости I,t |= $\varphi U \psi$ **в темпоральной логике PLTL? Верно ли, что формулы** $\varphi[?][?](\psi 1)\vee(\varphi U \psi 2)$ **являются равносильными формулами логики PLTL?**

—

Задача 10. Известно, что некоторая модель для формулы φ не является моделью для формулы ψ. Какие из приведенных ниже утверждений всегда верны для любых замкнутых формул φ и ψ?

1. Не существует успешного табличного вывода из таблицы T' = <{ψ}, {φ}>, потому что…
2. **Не существует успешного табличного вывода из таблицы T = <{φ}, {ψ}>, потому что…** (По условию существует интерпретация, в которой формулы φ верны, а ψ - не верны. Следовательно, в этой интерпретации не существует успешного табличного вывода из таблицы T = <{φ}, {ψ}, так как она является выполнимой)
3. Формула φ является логическим следствием формулы ψ, потому что…
4. Формула ψ является логическим следствием формулы φ, потому что…
5. Все приведенных выше утверждения в общем случае неверны, потому что…

Задача 11. Пусть задано некоторое непустое множество дизъюнктов S_0. Пусть S_1 – это множество всех формул, резолютивно выводимых из множества дизъюнктов S_0. Какие из приведенных ниже утверждений всегда справедливы и почему?

1. Если каждый дизъюнкт множества S_0 выполним, то и каждый дизъюнкт множества S_1 выполним, потому что…
2. **Если каждый дизъюнкт множества S_1 выполним, то множество дизъюнктов S_0 имеет модель, потому что…** из s1 не вывели пустой диз -> s0 имеет модель

3. **Если множество дизъюнктов S_0 имеет модель, то множество дизъюнктов S_1 имеет модель, потому что… так как s0->s1**
4. Все приведенные выше утверждения всегда верны, потому что…

Задача 12. Пусть *P* – это хорновская логическая программа, а *S* – это множество всех дизъюнктов, соответствующих программным утверждениям программы *P*. Известно, что для наименьшей эрбрановской модели $\mathbf{M}_P$ программы *P* выполняется соотношение $\mathbf{M}_P = \varnothing$. Какие из приведенных ниже утверждений будут при этом всегда верны и почему?

1. Система дизъюнктов *S* выполняется в каждой эрбрановской интерпретации, потому что…
2. Из системы дизъюнктов *S* нельзя вывести ни одной резольвенты, потому что…
3. Система дизъюнктов *S* является противоречивой, потому что…
4. **В каждом дизъюнкте из системы *S* есть хотя бы один атом со связкой отрицания ¬, потому что… (в этой программе нет фактов, так как если в ней есть хотя бы одитн факт, то мэм !=0 -> a0<-a1,…,an переходит в a0 или не a1 или … не an)**
5. Все приведенные выше утверждения всегда неверны, потому что…

Задача 13. Какие из приведенных ниже утверждений справедливы и почему?

1. Любая арифметическая функция, вычислимая на машине Тьюринга, может быть вычислена подходящей хорновской логической программой с использованием стандартной стратегии вычисления, потому что…
2. Любая арифметическая функция, вычислимая на машине Тьюринга, может быть вычислена подходящей логической программой, но лишь с использованием нестандартной стратегии вычисления, потому что…
3. Любая арифметическая функция, вычислимая на машине Тьюринга, может быть вычислена подходящей логической программой с использованием стандартной стратегии вычисления, но лишь при добавлении операторов is и not, потому что…
4. Существует арифметическая функция, вычислимая на машине Тьюринга, для вычисления которой нет логической программы даже в случае использования операторов is и not, потому что…

1 верно, потому что хорновские программы могут моделировать машины Тьюринга (теорема Чёрча - для любой программы на машине Тьюринга существует соответствующая хорновская программа) остальные неверны, потому что противоречат 1му. Но вообще-то объяснений неверным пунктам можно и не давать (алгоритимческая универсальность хорновского логического программирования)

Задача 13. Какие из приведенных ниже утверждений справедливы и почему?

5. Любая арифметическая функция, вычислимая на машине Тьюринга, может быть вычислена подходящей хорновской логической программой с использованием стандартной стратегии вычисления, потому что…
6. Любая арифметическая функция, вычислимая на машине Тьюринга, может быть вычислена подходящей логической программой, но лишь с использованием нестандартной стратегии вычисления, потому что…

7. Любая арифметическая функция, вычислимая на машине Тьюринга, может быть вычислена подходящей логической программой с использованием стандартной стратегии вычисления, но лишь при добавлении операторов is и not, потому что…
8. Существует арифметическая функция, вычислимая на машине Тьюринга, для вычисления которой нет логической программы даже в случае использования операторов is и not, потому что…

1 верно, потому что хорновские программы могут моделировать машины Тьюринга (теорема Чёрча - для любой программы на машине Тьюринга существует соответствующая хорновская программа) остальные неверны, потому что противоречат 1му. Но вообще-то объяснений неверным пунктам можно и не давать (алгоритимческая универсальность хорновского логического программирования)

Задача 14. Пусть Г – некоторое множество замкнутых формул логики предикатов. Верно ли, что Г является непротиворечивым множеством тогда и только тогда, когда всякая дизъюнкция вида ¬фи1 V ¬фи2 V... V¬фиN, где фиi ∈Г не является общезначимой?

1. Верно, потому что…
2. Неверно, потому что…
3. Зависит от множества Г, доказательством тому являются 2 примера…

6, Потому что

А) Пусть верно => Любое подмножество Г непротиворечиво => Любая конъюнкция выполнима (не фи_i=false)

Б) Г – противоречиво => Существует противоречивая конъюнкция => ее отрицание - общезначимо

Задача 15. Известно, что в программе *P* ответ на запрос ?P(x) не имеет успешных вычислений (было изначально в варианте: всегда является отрицательным). Каким будет ответ на запрос ?not(P(c))?

1. Всегда положительным вне зависимости от программы *P,* потому что…
2. Всегда отрицательным вне зависимости от программы *P*, потому что…

3 Может быть как положительным, так и отрицательным в зависимости от вида программы *P*, потому что…

4 На запрос ?not(P(c))может быть вообще не получено никакого ответа, потому что **может пойти перебор по бесконечной ветви, которая расположена раньше ветви с запросом P(x).**

Задача 16. Предположим, что в правило резолюции было внесено следующее изменение: резольвентой дизъюнктов D1=D1’or L1, D2=D2’ or Not(L2) объявляется всякий дизъюнкт D0=(D1’ and D2’)n, где n – унификатор (не обязательно наиболее общий) L1 и L2.

После этого изменения Теорема корректности резолютивного вывода (1) и Теорема полноты резолютивного вывода(2) будут…

1. 1,2 верно
2. 1 верно, 2 неверно
3. 1 неверно, 2 верно
4. **1,2 верно,**

потому что 1. Полнота: если всякий раз в качестве этого "любого" унификатора использовать наиболее общий, то получится обычный метод резолюций, а он полон, так что полнота не теряется.
2. Корректность: поскольку переменные в дизъюнктах понимаются связанными кванторами всеобщности, то добавление к системе примера любого дизъюнкта из этой системы не изменяет ее (не-)противоречивости. Остается заметить, что "расширенное" правило резолюции сводится к вычислению "классической" резольвенты и взятию ее примера.

Задача 17. Предположим, что ни один основной атом не является логическим следствием хоновской логической программы P.
1 Интерпретация I=пуст мн-ву является можель P, тк
2 Программа P не имеет ни одной модели
3 Любая эрбр интерпретация I явся моделью для P
4 Исходное условие не осуществимо, то есть не существует ни одной такой хорновской логической программы P, для которой выполнялось бы, что ни один основной атом не является логическим следствием хоновской логической программы P, потому что по теореме о наименьшей модели всякая хорновская логическая программа имеет наименьшую эрбрановскую модель
5 Ни одно(1-4)не верно, тк

Задача 18. Известно, что формула PLTL фи имеет длину n, а конечная модель (LTS) M имеет m состояний. Тогда система Хинтикки для фи представляет собой ориентированный граф , в котором m*2^O(n) вершин, потому что (s,B) в s – m, в B 2^O(n) множеств.

Задача 19. Формула фи логики предикатов 1го порядка выполнима тогда и только тогда, когда
1 В любом дереве табличного вывода для таблицы T=<фи, 0> каждая ветвь завершается аксиомой
2 В любом дереве табличного вывода для таблицы T=<фи, 0> хотя бы одна ветвь завершается аксиомой
3 Хотя бы в одном дереве табличного вывода для таблицы T=<фи, 0> каждая ветвь завершается аксиомой
4 Хотя бы в одном дереве табличного вывода для таблицы T=<фи, 0> хотя бы одна ветвь завершается аксиомой
5 1-4 не верно, потому что

Задача 20. Известно, что в программе *P* ответ на запрос ?P(x) имеет успешное

SLD-резолютивное опровержение, в результате которого в качестве ответа вычисляется подстановка {x/f(y)}. Что будет верно независимо от программы P и атома P(x) и модели I?
1 P |= AxP(x)
2 P |= ExP(x) x/f(y)
3 P |= AxP(f(y)) мы вывели пустой дизъюнкт при x/f(y)
4 P |= ExP(f(y))
5 все не верно

Задача 21. Известно, что эрбарановская интерпретация I является моделью хоновской логической программы P.
1 Множества I (= Succ(p)
2 I =) Succ(p) , потому что Succ(p) = минимальной эрбрановской модели по определению
3 I (= Succ(p) или I =) Succ(p), зависит от I
4 I , Succ(p) несравнимы

Задача 22. фи - формула логики предикатов в ссф. Что неверно?
1 Если фи выполнима, то фи выполнима хотя бы в одной эрб интерпретации для формулы фи(нет, так как мы можем взять формулу, которая выполнима в интерп с беск предметной областью, но не выполнима в интп с конечной – хотя бы одна конст и f)
2 Если фи выполнима хотя бы в одной эрб интерпретации для формулы фи, то фи выполнима
3 Если фи выполнима в каждой эрб интерпретации для формулы фи, то фи общезначима
4 Если фи не имеет эрб моделей, то фи не имеет никаких моделей (пример из1)
5 1-4 верно, потому что

Задача 23. Первая подстановка, которая будет вычислена программой P в ответ на запрос G
1 зависит только от стратегии обхода SLd-вычислений программы P для запроса G
2 зависит только от порядка расположения программных утверждений в P
3 зависит только от порядка расположения подцелей в G
4 зависит только от порядка расположения атомов в теле процедур P
5 зависти от 1-4
6 не зависит от 1-4

Задача 24. Известно, что каждое конечное подмножество D’ бесконечного семейства дизъюнктов D непротиворечиво.
1 семейство дизъюнктов D будет непротиворечивым.
2 семейство дизъюнктов D может быть как непротиворечивым, так и противоречивым

3 семейство дизъюнктов D будет противоречивым.
4 1-3 неверно.

Задача 23. G – запрос к хорновской логической программе P
1 каждый правильный ответ является вычислимым ответом (тк прав ответ – частный случай вычислимого ответа)
2 каждый вычислимый ответ является правильным ответом (теорема о корректности sld)
3 Некоторые (не все) правильные ответы являются вычислимыми ответами
4 Некоторые (не все) вычмслимые ответы являются правильными ответами

Задача 24. Известно, что их множества дизъюнктов S можно посторить резолют вывод пустого диз.
1Существует успешный табличный вывод для T=<0,s>
2 Существует успешный табличный вывод для T=<s,0> в s есть d=false
3 не существует успешный табличный вывод для T=<0,s>
4 не существует успешный табличный вывод для T=<s,0>
5 1-4 неверно

Задача 25. Пусть Г – непустое множество логических следствий формулы φ. Г не имеет ни одной модели с конечной или счетной областью интерпретации
Что неверно?
1 φ не имеет ни одной модели с конечной или счетной областью интерпретации
2 φ не имеет вообще ни одной модели
3 любая пси является логическим следствием φ
4 любая замкнутая формула пси равносильна φ (одна из скобок фи->пси или пси->фи false)
Задача 25. Пусть h, g э subst, h=gp (p э subst) (g – almost noy)
1 Ah=Bh -> Ag=Bg
2 Ag=Bg -> Ah=Bh
3 h-noy -> g- not noy
4 g-noy -> h- not noy

Задача 26. Пусть *P* – это хорновская логическая программа, а *S* – это множество всех дизъюнктов, соответствующих программным утверждениям программы *P*. Известно, что для наименьшей эрбрановской модели $\mathbf{M}_P$ программы *P* выполняется соотношение $\mathbf{M}_P = ø$. Какие из приведенных ниже утверждений будут при этом всегда НЕверны и почему?

1. В P нет фактов (верно)
2. **Для P вообще не существует моделей** (для любой лог проги есть эрб модель!)
3. Любой запрос к проге выполняется неуспешно
4. **Такой проги нет (пример: P(x)<-P(x); P(x)<-;)**

Задача 27. ψ – пнф, φ – ссф для ψ

1. **φ - невыполнима, то ψ - невыполнима**
2. **φ - выполнима, то ψ - выполнима**
3. **φ - общезначима, то ψ - общезначима**
4. 3 в другую сторону
5. Все не верно

Задача 28. Пусть *P* – это хорновская логическая программа, а *S* – это множество всех дизъюнктов, соответствующих программным утверждениям программы *P*. Известно, что для наименьшей эрбрановской модели $\mathbf{M}_P$ программы *P* выполняется соотношение $\mathbf{M}_P = \varnothing$. Какие из приведенных ниже утверждений будут при этом всегда верны и почему?

1. В 1-2 были утверждения по смыслу схожие с тем, что любой запрос к этой программе выполняется неуспешно (или что-то в этом роде, если мне не изменяет память)
2. В 1-2 были утверждения по смыслу схожие с тем, что некоторый запрос к этой программе выполняется неуспешно (или что-то в этом роде, если мне не изменяет память)
3. Система дизъюнктов *S* является противоречивой, потому что…
4. Такой проги нет (контрпример: P(x)<-P(x); P(x)<-;)
5. **Все приведенные выше утверждения всегда неверны, потому что… (**4 объяснили, а вообще эта программа, в которой нет фактов, так как если бы они были, то было бы не верно, что $M_P = \varnothing$. Следовательно, 1-2-3 неверны.)

ДОБАВЬТЕ ВОПРОСЫ 10-13

ЗАПИЛИТЕ ВАРИАНТЫ 2011 ГОДА!!!

Построить логическую программу, которая для заданного конечного множества натуральных чисел , представленных списком L, вычисляет максимальное по числу элементов подмножество чисел X, кратных одному и тому же числу из этого же подмножества X. Запрос к программе должен иметь вид ?G(L,X).

Только не стирайте это решение

```
G(L,X) :- krat(X,A), not( have_more(L,X) ), subseq(X,L), elem(A,X);

krat([ ], A) :-;
krat([B|X], A) :- B mod A = 0, krat(X,A);
```

subseq([ ],[ ]) :-;
subseq([A|X], [A|L]) :- subseq(X, L);
subseq(X, [A|L]) :- subseq(X,L);

have_more(L,X) :- krat(Y, A), subseq(Y,L), elem(A,Y), length(X,N), length(Y,M), M>N;

length([ ], 0) :-;
length([A|X], N) :- length(X, M), N is M+1;

Ваше мнение, господа и дамы?

*1.похоже на правду, скомпильте, что ли \\ **сви-прологу че-то не нравится, false выдаёт***
2. не знаю,по какой причине,но предикат krat работает неправильно
3. Очень сомнительна запись B mod A = 0, скорее нужно что-то вроде
krat([B|X], A) :- C is B mod A, C = 0, krat(X,A);

вот мой вариант проги, проверенный на прологе (рабочий):

G(L,X) <- M(L,L,nil,X)
M(L,nil,X,X) <-
M(L,Y.L1,U,X) <- dividers(L,Z,Y), len(Z,Zlen), len(U,Ulen), Zlen > Ulen,!, M(L,L1,Z,X)
M(L,Y.L1,U,X) <- M(L,L1,U,X)

dividers(nil,nil,z) <-
dividers(x.L,x.T,z) <- x mod z = 0, dividers(L,T,z), !
dividers(X.L,T,z) <- dividers(L,T,z)

================ВАРИАНТ_2011===============

Задача 0(хз какой вариант). Слово это непустой список букв фиксированного конечного алфавита. Текст это конечный непустой список слов. Слово W называется *циклическим сдвигом* U, если W = V_1V_2 и U = V_2V_1 для некоторых слов V_1 и V_2. Например, слово “банка” является циклическим сдвигом слова “кабан”. Построить логическую программу, которая для заданных текстов L1 и L2 вычисляет бесповторный список X всех тех слов текста L1, никакие циклические сдвиги которых не являются словами текста L2. Запрос к программе должен иметь вид ?G(L1,L2,X).

G(L1,L2,X) <- subset (X,L1), elem(M,X), savig(M,N), not(elem(N,L2)), length(X,K), not(better(K,L1)).

subset([X],L).
subset([H|T1], [H|T2]) <- subset (T1,T2)

```
subset([H1|T1],[H2|T2]) <- subset ([H1,T1], T2).

savig(M,N) <- subset1(V1,M), subset2(V2,M), subset1(V2,N),subset(V1,N).

subset1([],L).
subset1([H|T1],[H|T2]) <-  subset1(T1,T2).

subset2([],[])
subset2([H1|T1],[H2|T2]) <- subset ([H1,T1],T2)
subset2([H|T1],[H|T2]).
```

done

//Посаны, попробуйте ваш subset запусть на сви прологе, он оч интересные результаты выведет, типа

```
?- subset([1],X).
true ;
X = [_G385, 1|_G395] ;
X = [_G385, 1, _G397, []|_G407] ;
X = [_G385, 1, _G397, [], _G409, []|_G419] ;
X = [_G385, 1, _G397, [], _G409, [], _G421, []|_G431] ;
X = [_G385, 1, _G397, [], _G409, [], _G421, [], _G433|...] ;
```

Непонятное решение(и вообще в хлам неправильное):

?Concat(L1,L2,Lres) - Lres = L1 . L2;

1. Функция Cycle(l1,l2) - вычисляет является ли одно слово циклическим относительно другого.

1.1 equal(L1,L2) - проверяет равны ли списки.

```
    equal(nil,nil)<-;
    equal(X.L1,Y.L2)<- X = Y,!, equal(L1,L2);
```

1.2 ?shift(L1,L2) - L2 - сдвиг на один списка L1

```
shift(nil,nil)<-;
shift(X.L1,L4)<- Concat(L1,X.nil,L4);
```

1.2 ?cycle(L1,L2)

```
CycleHelp(L1,L2,L3) <- equal(L1,L2);
CycleHelp(L1,L2,L3) <- shift(L2,L4), not equal(L3,L4),!, CycleHelp(L1, L4, L3);

Cycle(L1,L2) <- CycleHelp(L1,L2,L2)
```

2. ?CycleList(X,L2) - тру если X не является никаким циклическим сдвигом слов из L2.

```
CycleList(X,nil) <-;
CycleList(X,Y.L2) <- not Cycle(X,Y),!,CycleList(X,L2);
```

3. ?G(L1,L2,Lres)

```
G(nil,L2, nil)<-;
 G(X.L1,L2, X.Lres)<- CycleList(X,L2), not elem(X,Lres), !,G(L1,L2,Lres);
 G(X.L1,L2,Lres)<-G(L1,L2,Lres);
```

Задача 0 (вариант 55). Слово это непустой список букв фиксированного конечного алфавита. Словарь - это конечный непустой список попарно различных слов. Построить логическую программу, которая для заданного словаря L разбивает множество слов L на два таких непересекающихся словаря X и Y = L \ X, что никакие два слова $\omega_1 \in X$ и $\omega_2 \in Y$ не имеют ни одной общей буквы. Запрос к программе должен иметь вид ?G(L,X,Y).

```
G(L,X,Y) <- subset(X,L), minus(Y,L,X), elem(W1,X), elem(W2,Y), not(commonletter(W1,W2))



minus([],[],[]).
minus([H|T1],[H|T2],X) <- minus(T1,T2,X)
minus(Y,[H|T1], [H|T2]) <- minus(Y,T1,T2)

commonletter(W1,W2) <- elem(X,W1), elem(X,W2)
```

Непонятное решение:

Задача 0 (вариант 53). Построить логическую программу, которая для заданного конечного множества целых чисел, представленного бесповторным списком L, и заданного целого числа N вычисляет максимальное по числу элементов подмножество X, сумма чисел которого превосходит N. Запрос к программе должен иметь вид ?G(L,N,X).

```
G(L,N,X) <- subset(X,L), summ(X,M), M>N, length(X,K), not(better(K,N,L))

summ([], 0)
summ([H|T],M) <- summ(T,M1), M is M1+H

better(K,M,L) <- subset (X1, L1), summ(X,M1), M1 >N, length(X1,K1), K1 > K
```

Непонятное решение:

Задача 1 (3 штуки из разных вариантов):

Доступные предикаты

- $R(x)$ — вещественное число;
- $N(x)$ — натуральное число;
- $S(y)$ — y — последовательность действительных чисел;
- $E(x, n, y)$ — x — элемент y с номером n;
- $A(p, y)$ — p — предельная точка последовательности y;
- $M(x, y)$ — x — предел последовательности y;
- $x < y$, $x = y$ — сравнение и равенство.

“некоторые сходящиеся последовательности действ. чисел имеют хотя бы 2 различные предельные точки”.

“сумма любых двух расходящихся последовательностей действ. чисел является сходящейся последовательностью действ. чисел ”.

“Всякая неограниченная последовательностей действ. чисел не имеет предела”.

$S(y) \,\&\, \exists\, m\, (R(m) \,\&\, M(m, y))$ - существует предел последовательности.

$\exists\, M\, (R(M) \,\&\, \forall\, n\, (N(n) \,\&\, \exists\, x\, (R(x) \,\&\, E(x, n, y) \,\&\, (|x| < M))))$ - последовательность ограничена вещественным числом

$(S(y3) \,\&\, \forall\, n\, (N(n)\ \exists\, x1\ \exists\, x2\ \exists\, x3\ (E(x1, n, y1) \,\&\, E(x2, n, y2) \,\&\, E(x3, n, y3) \,\&\, (x3 = x1 + x2))))$

- суммой числовых последовательностей (*xn*) и (*yn*) называется числовая последовательность (*zn*) такая, что *zn* = *xn* + *yn*. (википедия)

вот и всё что нужно.

Задача 5.
Что называется успешным табличным выводом для семантической таблицы T=<Г, Δ>? Всякая ли невыполнимая семантическая таблица имеет успешный табличный вывод?
Успешный вывод - дерево конечно, все листья - закрытые таблицы.
Да, по теореме о полноте табличного вывода.

Задача 5.
Сформулируйте теорему Левенгейма-Сколема. Следует ли из этой теоремы утверждение: "Если любая интерпретация предметной областью которой является

множество всех рациональных чисел является моделью для предложения φ, то формула φ общезначима"

Теорема: формула выполнима тогда и только тогда, когда она имеет модель с конечной или счетно- бесконечной предметной областью.

Задача 6.

Сформулируйте теорему корректности для резолютивного вывода из множества дизъюнктов. Верно ли, что если хотя бы одна эрбрановская интерпретация не является моделью для множества дизъюнктов S, то из S резолютивно выводим пустой дизъюнкт?

Если из системы дизъюнктов резолютивно выводим пустой дизъюнкт, то эта система противоречива.

Задача 6

Какая подстановка называется композицией подстановок θ [?][?] η? Какая подстановка образуется в результате слудующей композиции {x/y}{y/z}{z/u}{u/x}?

Задача 7

Что называют SLD-результвентой целевого утверждения G и программного утверждения D? Возможен ли случай, когда SLD-резольвентой целевого утверждения G и программного утверждения D оказывается тот же самый запрос G?

Да, возможен

Задача 8.

Что называется стратегией вычисления логических программ? Какая стратегия вычисления логических программ считается стандартной?

Стратегией вычисления называется порядок построения дерева резолютивных вычислений. Стандартная стратегия: обход в глубину с возвратом

Задача 9

Как определяется отношение выполнимости I,s |= $\varphi \to \psi$

для формулы $\varphi \to \psi$ в состоянии s интуиционистской интерпретации I? Верно ли, что всякая формула, являющаяся общезначимой в интуиционистской логике, также является общезначимой в классической логике?

Нет, неверно

Задача 9

Какая формула называется слабейшим предусловием для заданной программы π и заданного постусловия ψ.Каково слабейшее предусловия для программы
if x>1 then x <= x-2 else x<=x+2

Задача 9.

Как определяется отношение выполнимости I, s0 I |= F$^{\psi}$ и темпоральной логики PLTL? Является ли формулы F($\psi 1 \,\&\, \psi 2$) и F$^{\psi 1}$ & F$^{\psi 2}$ равносильными?

Задача 10
Множество замкнутых формул Г не имеет модели. Какое из приведенных ниже утверждений справедливы и почему
1.Существует успешный табличный вывод для исходной таблицы T=<0, Г>, потому что...
2.Существует успешный табличный вывод для исходной таблицы T=<Г, 0>, потому что...
3. Не существует успешного табличного вывод для исходной таблицы T=<0, Г>, потому что...
4. Не существует успешного табличного вывод для исходной таблицы T=<Г, 0>, потому что...
5.Ни одно из приведенных ниже утверждений не является верным

2 - таблица невыполнима => существует успешный вывод

Задача 10
Известно, что для семантической таблицы T=<{ϕ}, {ψ}> нельзя построить ни одного успешного табличного вывода. Какие из приведенных ниже утверждений всегда верны для любых замкнутых формул ϕ и ψ.
1.Таблица T=<{ϕ}, {ψ}> не является выполнимой, потому что...
2.Для таблица T'=<{ψ}, {ϕ}> также не существует ни одного успешного вывода, потому что...
3.Формула ϕ не является логическим следствием формулы ψ, потому что
4.Формула ψ не является логическим следствием формулы ϕ, потому что...
5.Все приведенные выше утверждения в общем случае неверны, потому что...

//Ответ 4. Надо норм обосновать, тк ф->ψ не катит, инфа 100%.
Отсутствие вывода = таблица выполнима. => есть интерпретация, где выполнена фи и не выполнена пси. => пси не является следствием фи.

Задача 10
Известно, что выполнимые замкнутые формулы ϕ и ψ не имеют ни одной общей модели. Какие из приведенных ниже утверждений всегда верны и почему?
1.Существует формула X, логическим следствием которой являются обе формулы ϕ и ψ, потому что...
2.Существует формула X, являющаяся логическим следствием обеих формул ϕ и ψ, потому что...
3.Не существует ни одного успешного табличного вывода из семантической

таблицы <{ϕ}, {ψ}>, потому что...
4.Все приведенные выше утверждения верны.
4

Задача 11(3 балла)
Предположим, что S - некоторые противоречивое множество хорновских дизъюнктов. Какие из приведенных ниже утверждений всегда справедливы и почему?
1.В множестве S есть дизъюнкт, состоящий только из одного атома, потому что...
2.В множестве S есть дизъюнкт, состоящий только из положительных литер, потому что...
3.В множестве S есть дизъюнкт, состоящий только из отрицательных литер, потому что...
4.Противоречивых множеств хорновских дизъюнктов не существует, потому что...
5.Все приведенные выше утверждения всегда верны

По-моему верно 1,2,3 - потому что пустой дизъюнкт может получиться только как резольвента двух атомов, один из которых положительный, другой отрицательный.

Задача 11(3 балла)
Пусть A(X) - атом, P - хорновская логическая программа, I - эрбрановская модель для логической программы P. Какие из приведенных ниже утверждений всегда справедливы и почему?
1.Если I |= ∃X A(X), то запрос ?A(X), обращенный к программе P, имеет хотя бы одно успешное вычисление, потому что...
2.Если все вычисления запроса ?A(X), обращенного к программе P, являеются успешными, то I |= ∀X A(X), потому что
3.Если хотя бы одно вычисление запроста ? A(X), обращенного к программе P, является успешным, то I |= ∃X A(X), потому что
4.Если I |= ∀X A(X), , то все вычисления запроса ?A(X), обращенного к программе P, являются успешными, потому что ...

Задача 11
Известно, что из множества непустых дизъюнктов S={D1, ..., Dn} можно построить резолютивный вывод пустого дизъюнкта □. Какие из приведенных ниже утверждений справедливы и почему?
1.Семантическая таблица T=<0 | {D1 & D2 & ... Dn}> имеет успешный табличный вывод, потому что...
2.Семантическая таблица T=<0 | {D1 & D2 & ... Dn}> не имеет успешного табличного вывода, потому что...
3.Семантическая таблица T=<{D1 & D2 & ... Dn} | 0> имеет успешный табличный вывод, потому что...

4.Семантическая таблица T=<{D1 & D2 & ... Dn} | 0> не имеет успешного табличного вывода, потому что...
5.Ни одно из приведенных утверждений в общем случае неверно.

Задача 12(3 балла)
Пусть G - запрос к хорновской логической программе P и $\theta1$и $\theta2$- некоторые подстановки. Какие из приведенных ниже утверждений будут при этом всегда верны и почему?
1.Если $\theta1$и $\theta2$ - вычисленные ответы на запрос G к программе P, то подстановка $\eta = \theta1\theta2$ является правильным ответом на запрос G к программе P, потому что...
2.Если $\theta1$- не является вычисленным ответом на запрос G, обращенный к программе P1, то подстановка $\eta = \theta1\theta2$ не является правильным ответом на запрос G к программе P, потому что...
3.Если подстановка $\theta1$ является вычисленным ответом на запрос G, а подстановка $\theta2$ не является вычисленным ответом на запрос G к программе P, то подстановка $\eta = \theta1\theta2$ не является правильным ответом на запрос G к программе P, потому что
4.Все приведенные выше утверждения, вообще говоря, неверны, потому что...

Задача 12
Пусть известно, что обе системы дизъюнктов S1 и S2 непротиворечивы. Какие из приведенных ниже утверждений верны и почему?
1.Обе системы дизъюнктов S1$\cap$S2 и S1 $\cup$S2 также непротиворечивы, потому что...
2.Система S1$\cap$S2 обязательно будет непротиворечивой, а система дизъюнктов S1 $\cup$S2 может оказаться противоречивой, потому что **(наверное, оно)**
3.Система S1 $\cup$S2 обязательно будет непротиворечивой, а система дизъюнктов S1$\cap$S2 может оказаться противоречивой, потому что...
4. Обе системы дизъюнктов S1$\cap$S2 и S1 $\cup$S2 могут оказаться противоречивыми, потому что...

Пересечение множеств непротиворечиво, потому что подмножество непротиворечивого множества непротиворечиво. Так что скорее всего действительно 2.

Задача 12
Пусть P0, P1 и P2 - три хорновские логические программы и при этом P0 = P1 $\cup$P2. Пусть θ - некоторый ответ на запрос G. Какие из приведенных ниже утверждений и почему?
1.Если подстановка θявляется правильным ответом на запрос G, обращенный к программе P0, то либо θ является правильным ответом на запрос G, обращенный к программе P1, либо θ является правильным ответом на запрос G, обращенный к программе P2, потому что...

2.Если подстановка θ является правильным ответом на запрос G, обращенный к программе P0, то θ является правильным ответом на запрос G, обращенный к программе P1, так и к программе P2, потому что...

3.Если подстановка θ является правильным ответом на запрос G, обращенный к программе P0, но не является правильным ответом на запрос G, обращенный к программе P1, то запрос Gθ, обращенный к программе P2, имеет успешное вычисление, потому что...

4. Ни одно из приведенных выше утверждений в общем случае не является верным, потому что...

Задача 13(3 балла)
К каким задачам из теории графов сводится решение задачи model checking для темпоральной логики PLTL?
1.К задаче проверки ацикличности ориентированных графов
2.К задаче проверки раскраски ориентированных графов
3.К задаче выделения компонет сильной связности в ориентированных графах
4.К задаче проверки достижимости заданного подграфа из заданной вершины в ориентированных графах
5.К задаче выделения в графе максимального полного подкрафа(клики)
6.К задаче проверки изоморфизма ориентированных графов

Кажется, так, потому что мы ищем бесконечный радужный маршрут в графе: компоненту сильной связности с вершинами всех цветов + достижимость этой компоненты из нужной вершины. //По-моему 2 ещё.

Задача 13(3 балла)
Из логической программы P(содержащей операторы отсечения и отрицания) с запросом G были удалены все операторы отсечения, в результате чего образовалась новая программа P'. Какие из приведенных ниже утверждений будут всегда верны и почему?

1. Всякое успешное вычисление запроса G к программе P будет также являться успешным вычислением запроса G к программе P', потому что...
2. Всякое успешное вычисление запроса G к программе P' будет также являться успешным вычислением запроса G к программе P, потому что...
3. Всякий вычислимый ответ на запрос G к программе P будет также являться вычислимым ответом на запрос G к пгрограмме P', потому что...
4. Всякий вычислимый ответ на запрос G к программе P’ будет также являться вычислимым ответом на запрос G к пгрограмме P, потому что...
5. Ни одно из приведенных выше утверждений в общем случае неверно.

1 и 2 точно не верно. 2 - понятно, из-за возможности найти ответ в той части программы, где было отсечение, а 1 - из-за взаимодействия отсечения и not. Про это сам Захаров говорил на апелляции, там может в какой-то ветви not из-за отрицания найтись правильный ответ и все перевернется!
3 и 4 надо проверить. Но мне кажется, что ответ 5.
// на апелляции сказал ответ 5.

Задача 13(3 балла)
Существует ли такой алгоритм, который получив на входе произвольную формулу логики предикатов, предваренная нормальная форма которой имеет вид
∀x1 ∀x2 ... ∀x3 Φ(x1,..xn),
где Φ(x1,... xn) - бескванторная матрица,
выдает на входе 0, если эта формула общезначима, и 1, если эта форма не общезначима?

1.Такого алгоритма не существует, потому что...
2.Такой алгоритм существует, и вот его описание...
2 - Алгоритм - Табличный вывод.

---

11. $\forall x\ (P(x)\ \vee\ R(y))\ \rightarrow\ (\forall x\ P(x)\ \vee\ R(y))$

$$T_\phi = \langle \emptyset \mid \forall x\ (P(x)\ \vee\ R(y))\ \rightarrow\ (\forall x\ P(x)\ \vee\ R(y))\rangle$$
$$\Big\downarrow{\scriptstyle R\rightarrow}$$
$$T_1 = \langle \forall x\ (P(x)\ \vee\ R(y)) \mid (\forall x\ P(x)\ \vee\ R(y))\rangle$$
$$\Big\downarrow{\scriptstyle R\vee}$$
$$T_2 = \langle \forall x\ (P(x)\ \vee\ R(y)) \mid \forall x\ P(x),\ R(y)\rangle$$
$$\Big\downarrow{\scriptstyle R\forall}$$
$$T_3 = \langle \forall x\ (P(x)\ \vee\ R(y)) \mid P(c_1),\ R(y))\rangle$$
$$\Big\downarrow{\scriptstyle L\forall}$$
$$T_4 = \langle \forall x\ (P(x)\ \vee\ R(y)),\ P(c_1)\ \vee\ R(y) \mid P(c_1),\ R(y))\rangle$$
$$\Big\downarrow{\scriptstyle R\vee} \qquad\qquad \Big\downarrow{\scriptstyle R\vee}$$
$$T_{5.1} = \Big\langle \forall x\ (P(x)\ \vee\ R(y)),\ \underline{P(c_1)} \mid \underline{P(c_1)},\ R(y)\Big\rangle \quad T_{5.2} = \Big\langle \forall x\ (P(x)\ \vee\ R(y)),\ \underline{R(y)} \mid P(c_1),\ \underline{R(y)}\Big\rangle$$

Закрытые таблицы

R∀

$$\frac{\langle \Gamma \mid \forall \mathrm{x}\ \mathrm{A},\ \Delta\rangle}{\langle \Gamma \mid \mathrm{A}\{\mathrm{x}/\mathrm{c}\},\ \Delta\rangle}$$

где константа c не содержится в формуле A, а также в формулах множеств Γ и Δ

L∀

$$\frac{\langle \forall \mathrm{x}\ \mathrm{A},\ \Gamma \mid \Delta\rangle}{\langle \mathrm{A}\{\mathrm{x}/\mathrm{t}\},\ \forall \mathrm{x}\ \mathrm{A},\ \Gamma \mid \Delta\rangle}$$

где переменная x свободна в формуле A для терма t

вопрос: если бы я сначала L(любое) применил а потом R(любое) так щас на бумажке соображу

значит: применяем L(любое) к T2=>   T3= <(), P(t) v R(y) | Vx P(x),R(y)>

к T3 применяем R(любое) =>   T4=   <(), P(t) v R(y) | P(c),R(y)>

т.е у нас разные термы, а на картинке из-за другого порядка выполнения правил

T4=   <(), P(c1) v R(y) | P(c1),R(y)>

ну мля если бы все было детерминировано то на этом бы закончился курс епта.

??? не понял
//типа надо думать, чтоб не запороться +1
ну там думать мало где надо, в основном алгоритмы в задачах, главное - внимательно делать, а вот с этим у меня например вечно проблемы - к счастью, обошлось в этот раз ._.

ЗаЧеМ оПеРаТоРы оТсЕчЕнИя И оТрИцАнИя В зАпРоСе К пРоГрАмМе???!?!?!

так, в слайдах всё про это идеально сказано! пизже и ровнее некуда