PL1

b) Kreuzen Sie Zutreffendes an (ϕ und ψ sind Formeln):

(Check the correct answer (ϕ and ψ are formulas):)

1. Wenn die Formel ψ erfüllbar, aber nicht gültig ist, so ist $\psi \to \neg\psi$ ebenfalls erfüllbar.
   (If the formula ψ is satisfiable but not valid, then $\psi \to \neg\psi$ is also satisfiable.)
   richtig ☒ falsch ☐
2. Wenn $\phi \models \psi$ gilt, so sind alle Modelle von ψ auch Modelle von ϕ.
   (If $\phi \models \psi$ holds, then all models of ψ are models of ϕ.) richtig ☐ falsch ☒
3. Wenn die Formel $\phi \to \neg\psi$ gültig ist, dann ist auch $\phi \lor \psi$ erfüllbar.
   (If $\phi \to \neg\psi$ is valid, then $\phi \lor \psi$ is satisfiable.) richtig ☒ falsch ☐
4. Wenn die Formel $\phi \to \psi$ gültig und $\neg\psi$ erfüllbar, aber nicht gültig ist, so muss ϕ unerfüllbar sein.
   (If the formula $\phi \to \psi$ is valid and $\neg\psi$ is satisfiable, but not valid, then ϕ must be unsatisfiable.)
   richtig ☒ falsch ☐

b) Kreuzen Sie die zutreffende Antwort an:

1. $p \lor q$ ist eine logische Konsequenz von $\neg(p \to q)$.
   ($p \lor q$ is a logical consequence of $\neg(p \to q)$.)
   richtig ☐ falsch ☐
2. Die Aussage $(p \to q) \to \neg q \models \neg p$ gilt.
   (The statement $(p \to q) \to \neg q \models \neg p$ holds.)
   richtig ☐ falsch ☐
3. Zwei syntaktisch unterschiedliche Formeln können niemals dieselben Modelle haben.
   (Two syntactically distinct formulas can never have the same models.)
   richtig ☐ falsch ☐
4. $W \cup \{\phi\} \models \neg\psi$ gilt genau dann, wenn $W \cup \{\psi\} \models \neg\phi$.
   ($W \cup \{\phi\} \models \neg\psi$ iff $W \cup \{\psi\} \models \neg\phi$.) richtig ☐ falsch ☐

(6 Punkte)

1. Seien α, β und γ aussagenlogische Sätze. Falls $\alpha \models \gamma$ oder $\beta \models \gamma$ gilt, so gilt auch $\alpha \wedge \beta \models \gamma$.
   (For any propositional sentences α, β, γ, if at least one of $\alpha \models \gamma$ and $\beta \models \gamma$ holds then $\alpha \wedge \beta \models \gamma$.)

   richtig ☒ falsch ☐

2. Seien α, β und γ aussagenlogische Sätze. Falls $\alpha \wedge \beta \models \gamma$ gilt, so gilt $\alpha \models \gamma$ oder $\beta \models \gamma$ odes es gelten beide.
   (For any propositional sentences α, β, γ, if $\alpha \wedge \beta \models \gamma$ holds, then at least one of $\alpha \models \gamma$ or $\beta \models \gamma$ holds.)

   richtig ☒ falsch ☐

   t → f

3. Aus $\neg A \vee \neg B \vee C$ folgt $\neg A \vee \neg B$.
   (The clause $\neg A \vee \neg B \vee C$ entails the clause $\neg A \vee \neg B$.)

   richtig ☐ falsch ☒

4. Eine aussagenlogische Klausel ist genau dann gültig, wenn sie die Literale A und $\neg A$ für eine aussagenlogische Variable A enthält.
   (For a propositional clause to be valid, it must contain literals A and $\neg A$ for some propositional variable A.)

   richtig ☐ falsch ☒

(6 Punkte)

c) Kreuzen Sie Zutreffendes an (Check the correct answers):

1. Eine Formel φ folgt logisch aus einer Wissensbasis T genau dann wenn (A formula φ follows logically from a knowledge base T if and only if)
   - $\forall I:\ I \models T \Rightarrow I \models \varphi$, ☐ correct ☒ wrong
   - $\forall I:\ I \models T$ and $I \models \varphi$, ☒ correct ☐ wrong
   - $\neg\exists I:\ I \models T$ and $I \not\models \varphi$. ☐ correct ☒ wrong

2. Eine Formel ist genau dann erfüllbar wenn ihre Negation nicht gültig ist. (A formula is satisfiable if and only if its negation is not valid.)

   ☒ correct ☐ wrong

3. Ist φ unerfüllbar, so ist $\forall x(\varphi \to \psi)$ gültig für beliebiges ψ. (If φ is unsatisfiable, then $\forall x(\varphi \to \psi)$ is valid for arbitrary ψ.)

   ☒ correct ☐ wrong

4. Ist $\forall x(\varphi \to \psi)$ gültig, so ist φ erfüllbar. (If $\forall x(\varphi \to \psi)$ is valid, then φ is satisfiable).

   ☐ correct ☒ wrong

5. Sei $\varphi(x)$ eine Formel mit einer freien Variable x. Ist $\forall x(\varphi(x) \to \bot)$ gültig, dann ist $\exists x \varphi(x)$ erfüllbar. (Let $\varphi(x)$ be a formula with one free variable x. If $\forall x(\varphi(x) \to \bot)$ is valid, then $\exists x \varphi(x)$ is satisfiable.)

   ☒ correct ☐ wrong

6. Um die Gültigkeit einer Formel der Form $\varphi \to \psi$ in TC1 zu zeigen, betrachten wir die Formel $\varphi \wedge \neg\psi$. Falls $\not\models \varphi \to \psi$ gilt, so gibt es ein geschlossenes Tableau für $\varphi \wedge \neg\psi$ und somit ist $\varphi \to \psi$ gültig.

   (To prove the validity of a formula of the form $\varphi \to \psi$ in TC1, we consider the formula $\varphi \wedge \neg\psi$. If $\not\models \varphi \to \psi$, then there exists a closed tableau for $\varphi \wedge \neg\psi$ and so $\varphi \to \psi$ is valid.)

   ☒ correct ☐ wrong

c) Kreuzen Sie Zutreffendes an (Check the correct answers):

1. Wenn $\models \varphi \vee \psi$, dann $\models \varphi$ oder $\models \psi$. (If $\models \varphi \vee \psi$, then $\models \varphi$ or $\models \psi$.)

   ☐ correct ☒ wrong

2. $\models \exists x(P(x) \wedge Q(x)) \leftrightarrow (\exists x\, P(x)) \wedge (\exists x\, Q(x))$

   ☐ correct ☐ wrong

3. Eine Wissensbasis welche aus Formeln besteht, welche nur aus $\wedge$, $\vee$, propositionalen Variablen und $\top$ bestehen, kann nicht inkonsistent sein. (A knowledge base which only consists of formulas built from $\wedge$, $\vee$, propositional variables, and $\top$ cannot be inconsistent.)

   ☒ correct ☐ wrong

4. $\forall x(P(x) \rightarrow \varphi) \models (\exists x\, P(x)) \rightarrow \varphi$ falls x in φ nicht frei vorkommt. (if x has no free occurrence in φ.)

   ☒ correct ☐ wrong

5. $\models \varphi \rightarrow \psi \vee \chi \iff \nexists I : I \models \varphi$ und (and) $I \not\models \psi$ und (and) $I \not\models \chi$.

   ☒ correct ☐ wrong

6. Für jede Formel $\varphi(x)$ und jede Interpretation I gilt entweder $I \models \varphi(x)$ oder $I \models \neg\varphi(x)$. (For every formula $\varphi(x)$ and all interpretations I we either have $I \models \varphi(x)$ or $I \models \neg\varphi(x)$).

   ☐ correct ☐ wrong

(3 Punkte)

d) Kreuzen Sie Zutreffendes an:

1. Nur erfüllbare Formeln sind gültig.

   ☐ richtig ☒ falsch f

2. TC1 erfüllt die Eigenschaft *Completeness*: Wenn ϕ unerfüllbar ist, gibt es ein geschlossenes TC1-Tableau für ϕ.

   ☒ richtig ☐ falsch

3. TC1 terminiert, wenn die zu beweisende Formel erfüllbar ist.

   ☐ richtig ☒ falsch 3

4. $\varphi \leftrightarrow \psi$ ist gültig genau dann wenn $\varphi \wedge \neg\psi$ und $\neg\varphi \wedge \psi$ unerfüllbar sind.

   ☒ richtig ☐ falsch

5. $\not\models \varphi \rightarrow \psi \iff \forall I: I \models \varphi$ und $I \not\models \psi$.

   ☐ richtig ☐ falsch

6. $F \cup \{\varphi\} \models \neg\psi \iff F \cup \{\psi\} \models \neg\varphi$

   ☒ richtig ☐ falsch

(6 Punkte)

d) Kreuzen Sie Zutreffendes an:

- $\not\models \varphi \to \psi \iff \forall I : (I \models \varphi$ und $I \not\models \psi)$.

  ☐ richtig ☒ falsch

- Aus $\neg p \vee \neg q \vee r$ folgt $\neg p \vee \neg q$ (für aussagenlogische Variablen p, q, r).

  ☐ richtig ☒ falsch

- Ist φ unerfüllbar so ist $\forall x(\varphi \to \psi)$ gültig für beliebiges ψ.

  ☒ richtig ☐ falsch

- Nur erfüllbare Formeln sind gültig.

  ☒ richtig ☐ falsch

- Wenn ϕ unerfüllbar ist, gibt es ein geschlossenes TC1-Tableau für ϕ.

  ☒ richtig ☐ falsch

- Für jeden geschlossenen Term t und alle first-order Formeln φ und ψ, wenn $\models \forall x\,(\varphi(x) \vee \psi(x))$, dann $\models \varphi(t)$ oder $\models \psi(t)$.

  ☐ richtig ☒ falsch

6

(6 Punkte)

d) Kreuzen Sie Zutreffendes an:

i) Aus $\neg p \vee \neg q$ folgt $\neg p \vee \neg q \vee r$. ☐ richtig ☒ falsch

f

ii) Wenn ϕ unerfüllbar ist, gibt es ein geschlossenes TC1-Tableau für ϕ. ~~☐ richtig ☒ falsch~~

iii) $\not\models \varphi \to \psi \iff I \models \varphi$ und $I \not\models \psi$ für alle I.

f ☒ richtig ☐ falsch

0

iv) $(\forall x \exists y\, \varphi \;\equiv\; \exists y \forall x\, \varphi)$ ist eine Tautologie. ~~☐ richtig ☐ falsch~~

v) Falls ϕ erfüllbar ist, so ist $\neg\phi$ unerfüllbar. ☐ richtig ☒ falsch

vi) Nur gültige Formeln sind erfüllbar. ☐ richtig ☒ falsch

vii) $\varphi \leftrightarrow \psi$ ist gültig genau dann wenn $\varphi \wedge \neg\psi$ und $\neg\varphi \wedge \psi$ unerfüllbar sind.

☒ richtig ☐ falsch

1

4 Punkte

d) Kreuzen Sie Zutreffendes an:

i. Die leere Konjunktion ist in allen Interpretationen wahr. ☒ richtig ☐ falsch

ii. Liefert eine Startformel ψ ein geschlossenes Tableau, so ist $\neg\psi$ unerfüllbar. ☐ richtig ☒ falsch

iii. Alle Regeln des TC1 sind deterministisch. ☐ richtig ☐ falsch

iv. Keine gültige Aussage ist ungültig. ☒ richtig ☐ falsch

v. Für alle Interpretationen I und alle Formeln ψ gilt entweder $I \models \psi$ oder $I \models \neg\psi$. ☐ richtig ☒ falsch f

vi. Nur gültige Formeln sind erfüllbar. ☐ richtig ☒ falsch

vii. Aus $P \wedge (Q \vee R)$ folgt $P \wedge Q$. ☐ richtig ☒ falsch

viii. TC1 terminiert bei unerfüllbaren Formeln immer. ☒ richtig ☐ falsch

(4 Punkte)

d) Kreuzen Sie Zutreffendes an:
(Check the correct answers:)

(a) TC1 kann für jede Formel ein Modell erzeugen.
(TC1 can produce a model for any formula.) ~~☐ richtig (true) ☒ falsch (false)~~ keine Antwort

(b) Die leere Disjunktion ist in allen Interpretationen wahr.
(The empty disjunction is true in every interpretation.) ~~☐ richtig (true) ☐ falsch (false)~~

(c) $F \cup \{\varphi\} \models \neg\psi$ genau dann, wenn $F \cup \{\psi\} \models \neg\varphi$.
($F \cup \{\varphi\} \models \neg\psi$ if and only if $F \cup \{\psi\} \models \neg\varphi$.) ☒ richtig (true) ■ falsch (false)

(d) Alle Regeln des TC1 sind deterministisch.
(All rules of TC1 are deterministic.) ~~☐ richtig (true) ☐ falsch (false)~~

(e) $\varphi \leftrightarrow \psi$ ist gültig genau dann, wenn $\varphi \leftrightarrow \neg\psi$ unerfüllbar ist.
($\varphi \leftrightarrow \psi$ is valid if and only if $\varphi \leftrightarrow \neg\psi$ is unsatisfiable.) ☒ richtig (true) ☐ falsch (false)

2,5

(f) Ist φ unerfüllbar so ist $\forall x(\varphi \rightarrow \psi)$ gültig für beliebiges ψ.
(If φ is unsatisfiable, then $\forall x(\varphi \rightarrow \psi)$ is valid for an arbitrary ψ.) ☒ richtig (true) ☐ falsch (false)

(g) Falls ϕ erfüllbar ist, so ist $\neg\phi$ unerfüllbar.
(If ϕ is satisfiable, then $\neg\phi$ is unsatisfiable.) ☐ richtig (true) ☒ falsch (false)

(h) TC1 terminiert immer.
(TC1 always terminates.) ☐ richtig (true) ☒ falsch (false)

4 Punkte (points)

d) Kreuzen Sie Zutreffendes an:
(Check the correct answers:)

(1) Für jede erfüllbare Aussage gibt es ein geschlossenes TC1-Tableau.
(There is a closed TC1-tableau for every satisfiable formula.)
☐ richtig (true) ☒ falsch (false)

(2) Für eine PL1-Formel φ gilt in einer Interpretation I entweder $I \models \varphi$ oder $I \models \neg\varphi$.
(For a PL1 formula φ it holds that in any interpretation I either $I \models \varphi$ or $I \models \neg\varphi$.)
☒ richtig (true) ☐ falsch (false)

(3) TC1 terminiert immer.
(TC1 always terminates.)
☐ richtig (true) ☒ falsch (false)

(4) $F \cup \{\varphi\} \models \neg\psi$ genau dann, wenn $F \cup \{\psi\} \models \neg\varphi$.
($F \cup \{\varphi\} \models \neg\psi$ if and only if $F \cup \{\psi\} \models \neg\varphi$.)
~~☐ richtig (true) ☐ falsch (false)~~

(5) Eine Formel ist genau dann erfüllbar wenn ihre Negation nicht gültig ist.
(A formula is satisfiable if and only if its negation is not valid.)
☐ richtig (true) ☒ falsch (false) f

(6) $\forall x(P(x) \lor Q(x)) \models \forall x P(x) \lor \forall x Q(x)$
☐ richtig (true) ☒ falsch (false)

(7) TC1 kann für jede Formel ein Modell erzeugen.
(TC1 can produce a model for any formula.)
☐ richtig (true) ☒ falsch (false)

(8) Ist φ unerfüllbar, so ist $\exists x(\varphi \to \psi) \to \forall x(\varphi \to \psi)$ gültig für beliebiges ψ.
(If φ is unsatisfiable, then $\exists x(\varphi \to \psi) \to \forall x(\varphi \to \psi)$ is valid for any ψ.)
☒ richtig (true) ☐ falsch (false)

4 Punkte (points)

2.5

e) Kreuzen Sie Zutreffendes an:
(Check the correct answers:)

(i) Da TC1 nicht immer terminiert, kann TC1 nicht korrekt sein.
(Since TC1 does not always terminate, it must be that TC1 is not correct.)
☐ richtig (true) ☒ falsch (false)

(ii) Die leere Disjunktion ist in allen Interpretationsstrukturen falsch.
(The empty disjunction is false in every interpretation structure.)
☐ richtig (true) ☒ falsch (false) f

(iii) Das *Compactness theorem* besagt: Eine (unendliche) Menge and Formeln ist genau dann erfüllbar, wenn jede endliche Teilmenge erfüllbar ist.
(The *compactness theorem* states: An (infinite) set of formulas is satisfiable, if and only if every finite subset of it is satisfiable.)
☒ richtig (true) ☐ falsch (false)

1,5 Punkte (points)

0,5

Non Monotonic Reasoning

e) Kreuzen Sie Zutreffendes an: (Check the correct answers):

1. Sei $T = (W, \Delta)$ eine Default Theorie mit W endlich. Der Abschluss $\overline{T} = (\overline{W}, \overline{\Delta})$ hat möglicherweise ein unendliches $\overline{W}$.
   (Let $T = (W, \Delta)$ be a default theory with finite W. Then the closure $\overline{T} = (\overline{W}, \overline{\Delta})$ possibly exhibits an infinite $\overline{W}$.)

   ☐ correct ☐ wrong

2. CWA(T) is genau dann vollständig, wenn T konsistent ist. (CWA(T) is complete exactly if T is consistent.)

   ☐ correct ☐ wrong

3. $Cn(T_1) \cup Cn(T_2) \subseteq Cn(T_1 \cup T_2)$ für alle Wissensbasen (for all knowledge bases) T_1, T_2.

   ☐ correct ☐ wrong

4. Es bestehe T nur aus definiten Horn Klauseln. Dann ist CWA(T) konsistent. (Let T consist of definite Horn clauses only. Then CWA(T) is consistent.)

   ☐ correct ☐ wrong

5. Jede Default Theorie der Form $T = (W, \emptyset)$ besitzt genau eine Extension. (Every default theory of form $T = (W, \emptyset)$ has exactly one extension.)

   ☐ correct ☐ wrong

6. $\exists T : Cn(T) = \emptyset$.

   ☒ correct ☐ wrong

(3 Punkte)

ANSWER SET PROGRAMMING

e) Welche der folgenden Eigenschaften treffen zu?
(Which of the following properties hold?)

1. In ASP entsprechen Beweise, und nicht Modelle, der Lösung eines Suchproblems.
   (In ASP, proofs constitute the answer of search problems, not models.)
   richtig ☐ falsch ☒
2. Jedes Answer Set eines Programms P ist ein klassisches Modell von P.
   (Each answer set of a program P is a classical model of P.) richtig ☒ falsch ☐
3. Das Programm $P = \{a \vee b \text{ :- } , a \vee c \text{ :- } \}$ hat zwei Answer Sets.
   (The program $P = \{a \vee b \text{ :- } , a \vee c \text{ :- } \}$ has two answer sets.)
   richtig ☐ falsch ☒

(6 Punkte)

2

d) Welche der folgenden Aussagen treffen zu:
(Which of the following propositions hold?)

(i) Es gibt ein disjunktives logisches Programm P sodass P Answer Sets X_1, X_2 besitzt welche die Bedingung $X_1 \subset X_2$ erfüllen, d.h. sodass X_1 eine *echte* Teilmenge von X_2 ist.
(There is a disjunctive logic logic program P having answer sets X_1, X_2 such that $X_1 \subset X_2$, i.e., such that X_1 is a *strict* subset of X_2.)
☒ richtig ☐ falsch

(ii) Es gibt ein normales logisches Programm welches ein inkonsistentes Answer Set besitzt.
(There is a normal logic logic program having an inconsistent answer set.)
☐ richtig ☒ falsch

(5 Punkte)

c) Kreuzen sie bei den folgenden Aussagen an, ob sie richtig sind oder nicht.

(Check whether the following propositions are true statements or not.)

1. Es gibt grundierte, normale Answer-Set Programme, die keine Answer Sets besitzen. (There are ground, normal answer-set programs which do not have any answer sets.)

   correct ☐ wrong ☐

2. Ein Answer Set eines normalen Programms P kann kein Atom enthalten, das nicht im Kopf einer Regel von P vorkommt.

   (An answer set of a normal program P can not contain any atom which does not occur in the head of any rule in P.)

   correct ☒ wrong ☐

3. Regeln in einem Programm zur konsistenzbasierten Diagnose dürfen nicht disjunktiv sein.

   (Rules in a program for consistency-based diagnosis are not allowed to be disjunctive rules.)

   correct ☒ wrong ☐

4. Jede Teilmenge von $\{a, b, c\}$ außer der leeren Menge ist ein Answer Set von $P = \{a \vee b \vee c \leftarrow\}$.

   (Each subset of $\{a, b, c\}$ except for the empty set is an answer set of $P = \{a \vee b \vee c \leftarrow\}$.)

   correct ☐ wrong ☒

(4 Punkte) 3

d) Es sei $\vdash$ die *skeptische Inferenzrelation* definiert wie folgt: für jedes disjunktive logische Programm P und jedes grundierte Literal q gelte $P \vdash q$ genau dann wenn q in einem klassischen Modell von P enthalten ist.

Welche der folgenden Aussagen treffen zu?

(Let $\vdash$ be the *skeptical inference relation* defined as follows: for every disjunctive logic program P and every ground literal q, $P \vdash q$ holds if and only if q is contained in some classical model of P.

Which of the following statements hold?)

1. $\vdash$ erfüllt das *Monotonieprinzip*.

   ($\vdash$ satisfies the *monotonicity principle*.) correct ☐ wrong ☒

2. Es gibt ein Programm P sodass $P \vdash q$ für ein Atom q das nicht in P vorkommt.

   (There is a program P such that $P \vdash q$ holds, where q does not appear in P.)

   correct ☐ wrong ☐

(2 Punkte)

Beispiel 3: **(12.5 Punkte)**

Answer Set Programming (ASP):

a) Welche der folgenden Aussagen treffen zu?
(Which of the following statements hold?)

1. Jedes Horn Programm hat ein klassisches Modell.
(Every Horn program has a classical model.)

correct □ wrong □

2. Das Programm $P = \{a \vee b :-,\ a \vee c :-,\ :- a \vee b\}$ ist ein disjunktives logisches Programm.
(The program $P = \{a \vee b :-,\ a \vee c :-,\ :- a \vee b\}$ is a disjunctive logic program.)

correct ☒ wrong □

3. Falls ein Programm ein klassisches Modell hat, so besitzt es auch ein Answer Set. Jedoch sind nicht notwendigerweise alle klassischen Modelle Answer Sets.
(If a program has a classical model, then it also has an answer set. However, not all classical models are answer sets.)

correct ☒ wrong □

4. Constraints fügen keine Ausdrucksstärke hinzu, sie können auf normale Regeln reduziert werden.
(Constraints add no expressive power, they can be reduced to normal rules.)

correct ☒ wrong □ ✓

5. Sei P ein Programm mit starker Negation und P' ein Programm, welches aus P ensteht, indem wir alle Literale der Form $\neg p$ uniform durch ein neues Atom $q_{\neg p}$ ersetzen. Falls P kein Answer Set besitzt, so auch P'.
(Let P be a program with strong negation and P' a program which results from P by uniformly replacing all literals of form $\neg p$ by a new atom $q_{\neg p}$. If P has no answer set, so does P'.)

correct □ wrong □

(5 Punkte)

c) Es sei $\vdash$ die *skeptische Inferenzrelation* definiert wie folgt: für jedes disjunktive logische Programm P und jedes grundierte Literal q gelte $P \vdash q$ genau dann wenn q in einem Answer Set von P enthalten ist.

Welche der folgenden Aussagen treffen zu?

1. $\vdash$ erfüllt das *Monotonieprinzip*.

richtig □ falsch ☒

2. Es gibt ein Programm P sodass $P \vdash q$ für ein Atom q das nicht in P vorkommt.

richtig ☒ falsch □

(2 Punkte)

Welche der folgenden Aussagen treffen zu?

1. Regeln in einem Programm zur konsistenzbasierten Diagnose müssen grundiert sein.
richtig ☒ falsch ☐
2. Das leere Programm hat kein Answer Set. richtig ☐ falsch ☒
3. Es gibt ein normales logisches Programm, welches ein Answer Set besitzt das sowohl ein Atom a als auch dessen Negation $\neg a$ enthält. richtig ☐ falsch ☒
4. Ein Answer Set eines normalen grundierten Programms P kann kein Atom enthalten, dessen Prädikatensymbol nicht im Kopf einer Regel von P vorkommt.
richtig ☐ falsch ☐

(6 Punkte)

d) Kreuzen Sie Zutreffendes an:

- Ein Answer Set eines normalen Programms P kann kein Atom enthalten, dessen Prädikatensymbol nicht im Kopf einer Regel von P vorkommt. richtig ☐ falsch ☒
- Regeln in einem Programm zur konsistenzbasierten Diagnose dürfen disjunktiv sein. richtig ☐ falsch ☐
- Jede Teilmenge von $\{a, b, c\}$ außer der leeren Menge ist ein Answer Set von $P = \{a \vee b \vee c : -\}$. richtig ☐ falsch ☒ ✓
- Es existieren Interpretationen M_1, M_2 und Programme P_1, P_2 sodass M_1 ein Answer Set von P_1, M_2 ein Answer Set von P_2, und $M_1 \cup M_2$ ein Answer Set von $P_1 \cup P_2$ ist. richtig ☒ falsch ☐ ✓
- Jedes klassische Modell eines Programms P ist auch ein Answer Set von P. richtig ☒ falsch ☐

(6 Punkte)

-0

d) Kreuzen Sie Zutreffendes an:

i) Wenn M_1 ein Answer Set eines Programms P_1 ist, und M_2 ein Answer Set eines Programms P_2, dann ist $M_1 \cup M_2$ ein Answer Set von $P_1 \cup P_2$.
richtig ☐ falsch ☒ ✓

ii) Wenn M ein minimales Modell eines Programms P ist, dann ist M ein Answer Set von P.
richtig ☒ falsch ☐ —

iii) Abduktive Diagnosen sind ein schwächeres Konzept als consistency-based diagnosis.
richtig ☐ falsch ☒ ✓

iv) Jede Teilmenge von $\{a, b, c\}$ außer der leeren Menge ist ein Answer Set von $P = \{a \vee b \vee c : -\}$.
richtig ☐ falsch ☒ ✓

(4 Punkte)

2

d) Kreuzen Sie Zutreffendes an:

(i) Wenn M ein minimales Modell eines Programms P ist, dann ist M ein Answer Set von P.

richtig ☐ falsch ☒

(ii) Das Programm $P = \{a \leftarrow;\ b \leftarrow a, not\ b;\ b \leftarrow\}$ hat keine Answer Sets.

richtig ☒ falsch ☐

(iii) Ein Programm, in dem keine starke Negation benutzt wird, hat immer ein Answer Set. richtig ☐ falsch ☐

(iv) Leere Programme (Programme ohne Regeln) haben Answer Sets. richtig ☒ falsch ☐

ein leeres

(4 Punkte)

d) Kreuzen Sie Zutreffendes an:
(Check the correct answers:)

(a) Bei *Brave Reasoning* ist eine Query nur dann wahr wenn sie auch in jedem Answer Set wahr ist.
(Under *brave reasoning* a query is true only if it is true in every answer set.)

richtig (true) ☐ falsch (false) ☐

(b) Regeln in einem Programm zur konsistenzbasierten Diagnose müssen normal sein.
(Rules in a program for consistency-based diagnosis must be normal.)

richtig (true) ☒ falsch (false) ☐

(c) Jedes klassische Modell eines Programmes ist auch ein Answer Set.
(Every classical model of a program is also an answer set.)

richtig (true) ☐ falsch (false) ☒

(d) Disjunktion in ASP unterscheidet sich semantisch von Disjunktion in klassischer Logik.
(Disjunction in ASP is semantically different from disjunction in classical logic.)

richtig (true) ☒ falsch (false) ☐

4 Punkte (points)

3

d) Welche der folgenden Aussagen aus dem Bereich von ASP treffen zu?
(Which of the following statements from the area of ASP hold?)

(i) Falls eine *Query* unter *Cautious Reasoning* wahr ist, dann ist sie auch unter *Brave Reasoning* wahr.
(If a *query* is true under *cautious reasoning*, then it is also true under *brave reasoning*.)
richtig (correct) ☐ falsch (wrong) ☐

(ii) Wenn M_1 ein Answer Set eines Programms P_1 ist, und M_2 ein Answer Set eines Programms P_2, dann ist $M_1 \cup M_2$ ein Answer Set von $P_1 \cup P_2$.
(If M_1 is an answer set of program P_1, and M_2 an answer set of program P_2, then $M_1 \cup M_2$ is an answer set of $P_1 \cup P_2$.) richtig (correct) ☐ falsch (wrong) ☐

(iii) Ein Programm ohne Constraints hat immer mindestens ein Answer Set.
(A program without constraints has always at least one answer set.)
richtig (correct) ☒ falsch (wrong) ☐

zumindest
das leere

3 Punkte (points)

c) Kreuzen Sie Zutreffendes an: (Check whether the following statements are correct or not.)

(i) Wenn M ein minimales Modell eines Programms $\mathcal{P}$ ist, dann ist M ein Answer Set von $\mathcal{P}$.
(If M is a minimal model of a program $\mathcal{P}$, then M is an answer set of $\mathcal{P}$.)
richtig (true) ☒ falsch (false) ☐

(ii) Das Programm $\mathcal{P} := \{a \leftarrow . , \; b \leftarrow a, \text{not } b. , \;\; b \leftarrow .\}$ hat keine Answer Sets.
(The program $\mathcal{P} := \{a \leftarrow . , \; b \leftarrow a, \text{not } b. , \;\; b \leftarrow .\}$ has no answer sets.)
richtig (true) ☐ falsch (false) ☐

(iii) Ein Programm, in dem keine starke Negation benutzt wird, hat immer ein Answer Set.
(A program which does not use strong negation always has an answer set.)
richtig (true) ☐ falsch (false) ☒

(iv) Leere Programme (Programme ohne Regeln) haben Answer Sets.
(Empty programs (programs without rules) have answer sets.)
richtig (true) ☐ falsch (false) ☒

(v) Falls eine *Query* unter *cautious reasoning* wahr ist dann ist es auch unter *brave reasoning* wahr.
(If a *query* is true under *cautious reasoning* then it is also true under *brave reasoning*.)
richtig (true) ☒ falsch (false) ☐

5 Punkte (points)

PROBABILISTIC REASONING

b) Kreuzen Sie bei den folgenden Aussagen an, ob sie richtig sind oder nicht.
(Check whether the following propositions are true statements or not.)

1. Zwei verschiedene Elementarereignisse können zugleich eintreten.
   (Two distinct atomic events can occur simultaneously.) correct ☒ wrong ☐
2. Ein Bayes'sches Netz kann aus einem einzigen Knoten bestehen, der mit sich selbst verbunden ist.
   (A Bayesian network can consist of only one node which is linked to itself.)
   correct ☐ wrong ☒
3. Es ist möglich, ein Bayes'sches Netz mit drei Knoten A, B und C zu konstruieren, dessen Topologie sicherstellt, dass notwendigerweise $P(A|C) \neq P(A)$ gilt.
   (It is possible to construct a Baysian net with three nodes A, B, and C such that its topology guarantees that $P(A|C) \neq P(A)$ holds.) correct ☒ wrong ☐

(3 Punkte)

d) Kreuzen Sie bei den folgenden Aussagen an, ob sie richtig sind oder nicht.

1. Ein Bayes'sches Netz kann aus einem einzigen Knoten bestehen, der mit sich selbst verbunden ist. richtig ☐ falsch ☒
2. Es ist möglich, ein Bayes'sches Netz mit vier Knoten A, B, C und D zu konstruieren, dessen Topologie sicherstellt, dass notwendigerweise $P(A|C, D) = P(A)$ gilt.
   richtig ☒ falsch ☐

(4 Punkte)

b) Bestimmen Sie die Richtigkeit oder Falschheit folgender Aussagen, für beliebige Boole'sche Zufallsvariablen A und B:
(Decide the truth or falsehood of the following relations, for each Boolean random variable A and B:)

(i) $\mathrm{P}(A \mid \neg B) + \mathrm{P}(\neg A \mid \neg B) = 1.$ richtig (true) ☐ falsch (false) ☐

(ii) $\mathrm{P}(A, B) = \mathrm{P}(A \mid B)\,\mathrm{P}(B).$ richtig (true) ☒ falsch (false) ☐

2 Punkte (points)