Pro p pravdivé bude formule ¬(p ⋁ q)

* vždy pravdivá
* pravdivá nebo nepravdivá podle q
* **vždy nepravdivá**

Pro p pravdivé bude formule ¬p ⋀ q

* **vždy nepravdivá**
* vždy pravdivá
* pravdivá nebo nepravdivá podle q

Pro p pravdivé bude formule p ⋀ q

* vždy nepravdivá
* **pravdivá nebo nepravdivá podle q**
* vždy pravdivá

Pro p pravdivé bude formule p ⇒ q

* **pravdivá nebo nepravdivá podle q**
* vždy pravdivá
* vždy nepravdivá

Formule (p ⇒ q) ⇒ (q ⇒ p) je

* kontradikce
* tautologie
* **ne tautologie, ale splnitelná**

Pro p nepravdivé bude formule p ⋁ q

* vždy pravdivá
* vždy nepravdivá
* **pravdivá nebo nepravdivá podle q**

Která z variant je úplným systémem logických spojek?

* ⋁ , ⋀ , ⇔
* ⋁ , ⋀
* **⋁ , ⋀ , ¬**

Která z variant je úplným systémem logických spojek ?

* ¬ , ⇔
* **NOR**
* ⋁ , ⋀ , ⇔

Která z variant je úplným systémem logických spojek ?

* XOR, ⋁
* XOR, ¬
* **XOR, ⇒**

Která z variant je úplným systémem logických spojek?

* **NAND**
* ⋁, ⋀, ⇒
* ⋀, XOR

Která z variant je ůplným systémem logických spojek ?

* ¬, ⇔
* **NOR**
* ⋁, ⋀, ⇔

Pro formuli ¬p ⇒ (q ⋀ ¬q) urcete, ktera z nasledujicich interpretaci je modelem

* **I(p) = 1, I(q) = 0**
* I(p) =0, I(q) = 1
* I(p) = 0, I(q) = 0

Pro p nepravdivé bude formule ¬(p ⋀ q)

* pravdivá nebo nepravdivá podle q
* vždy nepravdivá
* **vždy pravdivá**

Pro p nepravdivé bude formule ¬p ⋀ q

* vždy nepravdivá
* vždy pravdivá
* **pravdivá nebo nepravdivá podle q**

Pro p nepravdivé bude formule ¬p ⋁ q

* vždy bepravdivá
* pravdivá nebo nepravdivá podle q
* **vždy pravdivá**

Pro *p* nepravdivé bude formule p ⇒ q

* **vždy pravdivá**
* vždy nepravdivá
* pravdivá nebo nepravdivá

Formule ¬(p ⋁ q) je ekvivalentní s formulí

* ¬(¬q ⋀ ¬p)
* ¬(q ⋀ p)
* **¬q ⋀ ¬p**

Formule ¬(p ⋀ q) je ekvivalentní s formulí

* ¬(q ⋁ p)
* ¬(¬q ⋁ ¬p)
* **¬q ⋁ ¬p**

Pro *p* nepravdivé bude formule p ⋀ q

* vždy pravdivá
* **vždy nepravdivá**
* pravdivá nebo nepravdivá podle q

Která logická spojka *netvoří* spolu se spojkou ¬ úplný systém logických spojek ?

* **XOR**
* ⇒
* ⋁

Která logická spojka *netvoří* spolu se spojkou ¬ úplný systém logických spojek ?

* ⋁
* **⇔**
* ⇒

Prenexe zachovává

* splnitelnost formulí, ale ne ekvivalenci
* ekvivalenci formulí, ale ne splnitelnost
* **ekvivalenci i splnitelnost**

Které logické spojky spolu *netvoří* úplný systém logických spojek ?

* ⇔, NOR
* **⇔, ⇒**
* ⇔, ⋁ , XOR

Které logické spojky spolu *netvoří* systém logických spojek ?

* **⇔, ¬**
* ⇔, ⋀, XOR
* ⇔, NAND

V úplném systému logických spojek

* **může být negace**
* musí být negace
* nesmí být negace

Pro formuli (p ⋁ q) ⇒ (¬p ⋀ q) urcete, ktera z nasledujicich interpretaci je modelem

* I(p) = 1, I(q) = 0
* I(p) =1, I(q) = 1
* **I(p) = 0, I(q) = 0**

Která formule je ekvivalentní s formulí ¬p ⇒ ¬q ?

* **q ⇒ p**
* **¬p ⇒ ¬q**
* p ⇒ q

Která formule je ekvivalentní s formulí p ⇒ q ?

* **¬q ⇒ ¬p**
* q ⇒ p
* ¬p ⇒ ¬q

Která formule logicky vyplývá z teori {p ⇒ (r ⋀ p), ¬p ⋀ s, s ⋁ (p ⇒ q)} ?

* s ⋀ (q ⋁ r)
* p ⋁ q ⋁ r ⋁ ¬s
* **¬q ⋁ s ⋁ r**

Nechť P(Adam, Eva, jablko) znamená *Adam dává Evě jablko*. Která formule je symbolickým přepisem výroku *Eva dává někomu jablko a někdo nedává Evě nic* ?

* ∃xP(Eva, x, jablko) ⋀ ∃y∃z¬P(y. Eva, z)
* ∃xP(x, Eva, jablko) ⋀ ¬(∃y∃zP(Eva, y, z))
* **∃xP(Eva, x jablko) ⋀ ∃y ¬(∃z P(y, Eva, z))**

Formule p

* je v konjunktivní normální formě a není v disjunktivní normální formě.
* není ani v konjunktivní ani v disjunktivní normální formě.
* **je v konjunktivní i disjunktivní normální formě.**

Pro formuli A = ¬(¬a1 ⋁ ¬a2 ⋁ ¬a3) platí, že

* A ⇒ ¬ai pro každé i = 1, 2, 3 je kontradikce.
* **A ⇒ ai pro každé i = 1, 2, 3 je tautologie.**
* A ⇒ ¬ai pro každé i = 1, 2, 3 je tautologie.

Která formule reprezentuje stejnou pravdivostní funkci jako formule p ⇒ (¬q ⇒ p) ?

* **(¬q ⋁ p) ⋁ (q ⋀ ¬p)**
* (p ⋀ ¬q) ⋁ (¬q ⋀ p)
* q ⋀ ¬p

Která formule reprezentuje stejnou pravdivostní funkci jako formule p ⇒ ((q ⋀ ¬p) ⇒ p) ?

* (q ⋀ ¬q) ⋁ (¬q ⋁ p)
* **(¬q ⋁ p) ⋁ (q ⋀ ¬p)**
* (q ⋀ ¬p) ⋁ p

Pro proměnné x,y ve formuli P(x) ⋀ ∃xP(y,x) platí, že

* **každá má jeden volný výskyt**
* jen y má volný výskyt
* jen x má volný výsky

Obecná rezoluce je pro predikátovou logiku

* **korektní a úplná**
* ne korektní, ale úplná
* korektní, ale ne úplná

Obecná rezoluce je pro Hornovy klauzule v predikátové logice

* **korektní a úplná**
* ne korektní, ale úplná
* korektní, ale ne úplná

Term nabývá hodnoty

* **z dané domény**
* libovolné hodnoty
* pravda, nepravda

Mějme konečnou doménu D = {a1,a2,...,an}. Pak ∀xP(x) je zkratkou

* **P(a1) ⋀ P(a2) ⋀ … ⋀ P(an)**
* P(a1) ⋁ P(a2) ⋁ … ⋁ P(an)
* P(ai) pro právě jedno i

Mějme konečnou doménu D = {a1,a2,...,an}. Pak ∃xP(x) je zkratkou

* P(a1) ⋀ P(a2) ⋀ … ⋀ P(an)
* **P(a1) ⋁ P(a2) ⋁ … ⋁ P(an)**
* P(ai) pro právě jedno i

Formule ∀x(P(x, a) ⇒ ∃y(x = f(y, b))) je pravdivá v interpretaci I s doménou D, kde

* D jsou celá záporná čísla a nula, I(a) = 0, I(b) = -1, I(f) = +, I(p) = ≤
* D jsou celá přirozená čísla včetně nuly, I(a) = 0, I(b) = 1, I(f) = +, I(p) = ≥
* **D jsou přirozená čísla bez nuly, I(a) = 1, I(b) = 1, I(f) = +, I(P) = >**

Mějme nějaký formální systém výrokové logiky a označme ***T*** množinu všech teorémů, které v něm lze odvodit. Dále označme ***V*** množinu všech správně utvořených formulí výrokové logiky a ***P*** množinu všech tautologií. Které z následujících tvrzení platí?

* **je-li systém sporný, pak T = V**
* je-li systém úplný, pak P ⊂ T
* je-li systém korektní, pak P = T

Mějme nějaký formální systém výrokové logiky a označme ***T*** množinu všech teorémů, které v něm lze odvodit. Dále označme ***V*** množinu všech správně utvořených formulí výrokové logiky a ***P*** množinu všech tautologií. Které z následujících tvrzení platí?

* je-li systém sporný, pak T = P
* **je-li systém korektní, pak T ⊆ P**
* je-li systém úplný, pak T = V

Mějme nějaký formální systém výrokové logiky a označme ***T*** množinu všech teorémů, které v něm lze odvodit. Dále označme ***V*** množinu všech správně utvořených formulí výrokové logiky a ***P*** množinu všech tautologií. Které z následujících tvrzení platí?

* je-li systém sporný, pak P = V
* je-li systém bezesporný, pak T = V
* **je-li systém úplný, pak P = T**

Výsledkem skolemizace je

* **nahrazení existenčně kvatifikovaných formulí**
* nahrazení všeobecně kvantifikovaných formulí
* nalezení nejobecnějšího unifikátoru

Výrok je

* **nulární predikát**
* unární predikát
* něco jiného

Nechť P,Q a R jsou formule predikátového počtu. Pak pro ně platí, že

* **existuje nejvýše jeden nejobecnější unifikátor**
* existuje právě jeden nejobecnější unifikátor
* existuje alespoň jeden nejobecnější unifikátor

Substituce je ve tvaru A/B, kde

* **A je proměnná a B je libovolný term**
* A je proměnná a B je konstanta nebo term, nikoliv proměnná
* A je konstanta nebo proměnná a B je libovolný term

Skolemizace zachovává

* ekvivalenci formulí
* **splnitelnost formulí**
* ani ekvivalenci ani splnitelnost

Proměnnými, za které lze substituovat, jsou

* **jen volné proměnné**
* všechny proměnné
* jen vázané proměnné

Lineární rezoluce je pro Hornovy klauzule v predikátové logice

* korektní, ale né úplná
* ne korektní, ale úplná
* **korektní a úplná**

Lineární rezoluce je pro predikátovou logiku

* **korektní a úplná**
* korektní, ale ne úplná
* ne korektní, ale úplná

Lineární rezoluce je

* **korektní a úplná pro výrokový počet.**
* ne korektní, ale úplná pro výrokový počet.
* korektní ne včak úplná pro výrokový počet

Platí

* **¬∀xP(x) ⇔ ∃x¬P(x)**
* ∀xP(x) ⇔ ∃x¬P(x)
* ¬∀xP(x) ⇔ ¬∃x¬P(x)

Formule p ⇒ p a (p ⇒ p) ⇒ (q ⇒ (p ⇒ q)) jsou tautologie. Přimou aplikací věty o implikaci (sémantický modus ponens) na tyto tautologie získáme tautologii

* q ⇒ (p ⇒ p)
* **q ⇒ (p ⇒ q)**
* (q ⇒ p) ⇒ p

Úplnou normální formou formule ¬(p ⇒ p) je

* **p ⋀ ¬p**
* p ⋁ ¬p
* úplná normální forma neexistuje

Úplnou normálni formou formule p ⇒ (p ⇒ p) je

* **p ⋁ ¬p**
* úplná normální forma neexistuje
* p ⋀ ¬p

Klauzule je pravdivá,

* **jestliže aspoň jeden literál je pravdivý**
* právě když všechny pozitivní literály jsou pravdivé
* právě když všechny literály jsou pravdivé

Klauzule

* je množina literálů chápaná jako jejich konjunkce
* je množina literálů chápaná jako jejich konjunkce a dizjunkce
* **je množina literálů chápaná jako jejich dizjunkce**

Všechny logické důsledky množiny {p ⋁ ¬p} jsou

* p, p ⋁ ¬p, ¬p ⋁ p, (¬p ⋁ p) ⋀ (p ⋁ ¬p)
* všechny správně utvořené formule výrokové logiky
* **všechny tautologie výrokové logiky**

Kterou klauzuli musíme přidat k množině klauzulí {p ⋁ q, ¬q, ¬r ⋁ ¬p}, aby množina byla sporná

* **r**
* r ⋁ ¬q
* ¬r

Přidáme-li k formuli {{p, ¬p}} klauzule {p} a {¬p}. bude takto vytvořená formule

* tautologií
* splnitelná
* **kontradiktorická**

V úplném systému logických spojek

* nesmí být implikace.
* **může být implikace**
* musí být implikace

Může být výraz t1 = t2 formulí ?

* **ano, pokud jsou t1, t2 termy**
* ano, pokud jsou t1, t2 predikáty
* ne, t1 = t2 není nikdy formulí

Která z nabízených možností není premisou formule p ⋁ ¬p ?

* {p ⋁ ¬p}
* **žádná z uvedených**
* ∅

Formule p ⋁ (q ⋀ r)

* je v konjunktivní normální formě
* neni v normální formě
* **je v dizjunktivní normální formě**

Formule p ⋁ ¬(q ⋀ r)

* je v dizjunktivní normální formě
* **není v normální formě**
* je v konjunktivní normální formě

Nechť formule A, B obsahují spojky ¬, ⋀, ⋁. Nechť AI, BI vzniknou z A, B záměnou spojek ⋀, ⋁. Pak platí:

* ⊨ A právě když ⊨ AI.
* **⊨ A právě když ⊨ ¬AI.**
* ⊨ ¬A právě když ⊨ ¬AI.

Formule p ⋁ (q ⋀ r)

* **není v *úplné* normální formě**
* je v *úplné* dizjunktivní normální formě
* je v *úplné* konjunktivní normální formě

Pro libovolné výrokové formule A,B,C platí:

* **{A, B} ⊨ C právě když A ⊨ (B ⇒ C)**
* A ⊨ C právě kfyž A ⊨ (B ⇒ C)
* (A ⇒ B) ⊨ právě když A ⊨ (B ⇒ C)

Pravdivostní funkce výrokové formule P má alespoň jednu hodnotu rovnu jedné a aslepoň jednu hodnotu rovnou 0. Formule P je potom

* **ne tautologie, ale splnitelná**
* kontradikce
* tautologie

Pravdivostní funkce výrokové formule P má alespoň jednu hodnotu rovnu jedné a aslepoň jednu hodnotu rovnou 1. Formue P je potom

* **buď tautologie nebo splnitelná**
* kontradikce
* musí být tautologie

Pro termy platí

* jen funkce jsou termy
* jen proměnné a konstanty jsou termy
* **každá proměnná a každá konstanta je term**

Pro existenční ∃ a všeobecný ∀ kvantifikátor platí

* **¬(∀xP(x)) je ekvivalentní s ∃x(¬P(x))**
* ¬(∀xP(x)) je ekvivalentní s ¬(∃x¬P(x))
* ∀xP(x) je ekvivalentní s ∃x(¬P(x))

Formule A logicky vyplívá z množiny T, pokud

* existuje model I monžiny T, který splňuje A.
* **pro každý model I množiny T I splňuje A.**
* pro každým model I množiny A I splňuje T.

Formule A NOR A je ekvivalentní s formulí

* **¬A**
* A
* true

Důkaz se skládá z

* **nejméně čtyř rezolučních kroků**
* více než čtyř rezolučních kroků
* méně než čtyč rezolučních kroků

LI-rezoluce je

* ne korektní, ale úplná pro výrokový počet
* **korektní ne však úplná pro výrokový počet**
* korektní a ṕlná pro výrokový počet

Pro LI-rezoluci a rezoluční strom platí, že

* právě odvozená klazule nemusí být použita v bezprostředné následujícím rezolučním kroku.
* **právě odvozená klazule musí být použita v bezprostředně následujícím rezolučním kroku.**
* právě odvozená klauzule musí být použita v některém z následujících rezolučních kroků, ne však nutně v bezprostředně následujícím.

Pro LI-rezoluci a rezoluční strom platí, že

* střední klauzule se může později použit jako klauzule boční
* **střední klauzule se nemůže později použít jako klauzule boční**
* alespoň jedna střední klauzule se musí později použít jako klauzule boční

Pro SLD-rezoluci a rezoluční strom platí, že

* alespoň jedna střední klauzule se musí později pužít jako klazule boční
* střední klauzule se může později použit jako klazule boční
* **střední klazule se nemůže později použít jako klauzule boční**

Pro SLD-rezoluci a rezoluční strom platí, že

* právě odvozená klazule musí být použita v některém z následujících kroků, ne však nutně v bezprostředně následujícím
* **právě odvozená klazule musí být použita v bezprostředně následujícím rezolučním kroku**
* právě odvozená klazule nemusí být použita v bezprostředně následujícím rezolučním kroku

Pro SLD-rezoluci a rezoluční strom platí, že

* obsahuje alespoň jednu nekonečnou větev
* **může obsahovat nekonečnou větev**
* má vždy konečně mnoho uzlů

Která z následujících klauzulí není hornovská ?

* **{p, q, ¬r}**
* {¬p, ¬q, ¬r}
* {p, ¬q, ¬r}

Strom lineárního vstupního (LI)-rezolučního odvození ◻ z P ⋃ {G}, kde P je množina Hornových klauzulí a G cílová klauzule, je vždy zároveň stromem

* lineárního rezolučního odvození G z P
* LD-rezolučního odvození ◻ z P ⋃ {¬G}
* **lineárního rezolučního vyvrácení P ⋃ {G}**

Strom LD-rezolučního odvození ◻ z P ⋃ {G}, kde P je množina Hornových klauzulí a G cílová klazule, je vždy zároveň stromem

* Lineárního vstupního (LI)-rezolučního odvození G z P
* **LD-rezolučního vyvrácení P ⋃ {G}**
* SLD-rezolučního odvození ◻ z P ⋃ {G}

Strom lineárního rezolučního odvození ◻ z P ⋃ {G}, kde P je množina Hornových klauzulí a G cílová klauzule, je vždy zároveň stromem

* lineárního vstupního (LI)-rezolučního odvoze ◻ z / ⋃ {G}
* **rezolučního vyvrácení P ⋃ {G}**
* rezolučního odvození G z P

Z množiny vstupních klazulí

* nejsou použity dvě klauzule
* není použita jedna z klazulí
* **jsou v důkazu použity všechny**

Rezolventou {p, q} a {¬r, ¬p} je

* q ⋀ ¬r
* p ⋁ q ⋀ ¬r
* **q ⋁ ¬r**

Rezolventou {p, ¬q} a {q, ¬p} je

* ◻
* **q ⋁ ¬q**
* q ⋀ ¬q

Pro SLD-strom platí, že

* existuje alespoň jedna cesta odpovídající rezolučnímu vyvrácení kořenové klauzule
* všechny cesty jsou rezolučním vyvrácením kořenové klauzule
* **nemusí existovat cesta odpovídající rezolučnímu vyvrácení kořenové klauzule**

SLD-rezoluce je

* **korektni ne však úplná pro výrokový počet**
* korektní a úplná pro výrokový počet
* ne korektní, ale úplná pro výrokový počet

Strom SLD-rezolučního odvození ◻ z P ⋃ {G}, kde P je množina Hornových klauzulí a G cílová klazule, je vždy zároveň stromem

* SLD-rezolučního odvození G z P
* LD-rezolučního odvození G z P
* **SLD-rezolučního vyvrácení P ⋃ {G}**

Pro LD-rezoluci a rezoluční strom platí, že

* právě odvozená klazule musí být použita v některém z následujícíh kroků, ne však nutně v bezprostředně následujícím
* **právě odvozená klazule musí být použita v bezprostředně následujícím rezolučním kroku**
* právě odvozená klauzule nemusí být použita v bezprostředně následujícím rezolučním kroku

Každá nesplnitelná množina neprázdných Hornových klauzulí musí obsahovat

* alespoň jeden fakt a alespoň jedno pravidlo.
* alespoň jeden cíl a alespoň jedno pravidlo.
* **alespoň jeden fakt a alespoň jeden cíl.**

LD-rezoluce je

* ne korektní, ale úplná pro výrokový počet.
* **korektní ne však úplná pro výrokový počet**.
* korektní a úplná pro výrokový počet

Pro SLD-strom platí, že

* obsahuje alespoň jednu nekonečnou větev
* **může obsahovat nekonečnou větev**
* má vždy konečně mnoho uzlů

Formule A NAND A je ekvivalentní s formulí

* **A NOR A**
* A NOR (A NOR A)
* (A NOR A) NOR A

Pravdivostní funkce výrokové formule P má alespoň jednu hodnotu rovnou 0. Formule P je potom

* může být tautologie
* **kontradikce nebo splnitelná**
* tautologie

Formule A NAND A je ekvivalentní s formulí

* A
* true
* **¬A**

Formule (r ⋀ ¬p) ⋁ (p ⋀ r)

* **je v úplné dizjunktivní normální formě**
* není v úplně normální formě
* je v úplně konjunktivní normální formě

Jsou-li formule A a A ⇒ B tautologie, pak

* ¬A ⋁ ¬B je též tautologie
* **B je též tautologie**
* ¬B je též tautologie

Normální konjunktivní forma formule (q ⇒ p) ⋀ (q ⇔ (p ⋁ q)) je

* ¬p ⋁ ¬q
* p ⋁ ¬q
* **(p ⋁ ¬q) ⋀ (¬p ⋁ q)**

Normální disjunktivní forma formule (¬q ⋁ p) ⋀ (q ⇔ (¬p ⇒ q))

* (¬q ⋀ p) ⋁ (¬p ⋀ ¬q)
* q ⋁ ¬p
* **(p ⋀ q) ⋁ (¬p ⋀ ¬q)**

Která z následujících formulí není tautologie

* ∃x∀yA(x,y) ⇒ ∀y∃xA(x,y)
* ∀x∀yA(x,y) ⇒ ∀xA(x,x)
* **∀xA(x) ⇒ ∃xA(x)**

Pro formuli (¬u ⇔ ¬s) ⋀ (s ⋁ ¬r) a její pravdivostní tabulku platí:

* **žádná vlastní podformule této formule nereprezentuje stejnou pravdivostní funkci jako celá formule**
* formule je kontradikce
* podformule s ⋁ ¬r se dá ekvivalentně vyjádřit jako s ⇔ ¬r
* pro interpretaci I(r)=1, I(u)=1 je formule pravdivá
* **formule není tautologie, ale je splnitelná**
* **tuto formuli je možné převést do úplné disjunktivní normální formy**
* formule je tautologie
* jediná vlastní podformule této formule reprezentuje stejnou pravdivostní funkci jako celá formule
* **pro interpretaci I(r)=1, I(s)=0, I(u)=1 je formule nepravdivá**
* pravdivostní tabulka (bez záhlaví) obsahuje 6 řádků
* tuto formuli je možné převést do úplné konjunktivní normální formy

Pro formuli (¬r ⇔ q) ⋀ (¬r ⋁ u) a její pravdivostní tabulku platí:

* **formule není tautologie, ale je splnitelná**
* **tuto formuli je možné převést do úplné disjunktivní normální formy**
* **tuto formuli je možné převést do úplné konjunktivní normální formy**
* **žádná vlastní podfomule této formule nereprezentuje stejnou pravidvostní funkci jako celá formule**
* **pro interpretaci I(q)=1, I(r)=0, I(u)=1 je formule pravdivá**

Formule predikátové logiky (∀x(¬P(x)) ⇒ ∀yQ(y)) ⇒ ∀x(¬P(x)) je

* kontradikce
* **tautologie**
* splnitelná, ale není tautologie

Formule predikátové logiky ∃x(¬P(x) ⋀ ¬Q(x)) ⋁ (∀xP(x) ⋁ ∀xQ(x)) je

* **splnitelná, ale není tautologie**
* tautologie
* kontradikce

Formule je množina klazulí chápána jako

* **jejich konjunkce**
* jejich dizjunkce
* jejich konjukce a dizjunkce

Které tvrzení logicky nevyplývá z dvojice tvrzení

1. Každému, kdo si pere sám, nepere žádná pradlena.

2. Každá pradlena pere všem, kdo si neperou sami.

* každá pradlena pere sama sobě.
* žádná pradlena nepere sama sobě.
* **exitují pradleny.**

Mějme kontradikci K a libovolnou formuli F výrokové logiky. Pak platí

* F ⊨ K
* **K ⊨ F**
* ⊨ F ⋀ ¬K

Mějme výrokové formule A1, A2, A3, B. Pak platí, že A1, A2, A3 ⊨ B.

* **právě když A1, A2 ⊨ A3 ⇒ B.**
* právě když A1, A2 ⊨ B ⇒ A3.
* právě když A1, A2 ⊨ A3 ⇒ ¬B.

Všechny vzájemně neekvivalentní logické důsledky množiny {¬p ⇒ q}, které obsahují jen výrokové proměnné p, q jsou

* p, q, p ⋁ q
* ¬p ⋁ q, p ⋁ ¬q, p ⋁ q, (¬p ⋁ q) ⋀ (p ⋁ ¬q), p, q, p ⋀ q
* **p ⋁ q, q ⋁ ¬q**

Všechny vzájemně neekvivalentní logické důsledky množiny {p, q}, které obsahují jen výrokové proměnné p,q jsou

* p, q, p ⋁ q, p ⋀ q, p ⇒ q, p ⇔ q
* p, q, p ⋀ q
* **¬p ⋁ q, p ⋁ ¬q, p ⋁ q, (¬p ⋁ q) ⋀ (p ⋁ ¬q), p, q, p ⋀ q, p ⋁ ¬p**

Všechny vzájemně neekvivalentní logické důsledky množiny {p ⋁ q}, které obsahují jen výrokové proměnné p,q jsou

* p, q, p ⋁ q, p ⋁ ¬q
* **p, q, p ⋀ ¬q**
* ¬p ⋁ q, p ⋁ ¬q, p ⋁ q, (¬p ⋁ q) ⋀ (p ⋁ ¬q), p, q, p ⋀ q

Všechny vzájemně neekvivalentní logické důsledky množiny {p, ¬p} jsou

* **všechny vzájemně neekvivalentní správně utvořené formule výrokové logiky**
* ¬p ⋁ p, p ⋁ ¬p, (¬p ⋁ p) ⋀ (p ⋁ ¬p)
* p, ¬p, p ⋁ ¬p

Všechny vzájemně neekvivalentní premisy formule (p ⇒ q) ⋀ (q ⇒ p) (obsahující výrokové symboly p,q) jsou

* {¬p ⋁ q, p ⋁ ¬q, p ⋁ q, ¬p ⋁ ¬q}
* **{p ⇔ q}, {p ⇔ q, p ⋁ q}, {p ⇔ q, ¬p ⋁ ¬q}, {p ⋀ ¬p}**
* {¬p ⋁ q, p ⋁ ¬q}, {¬p ⋁ q}, {p ⋁ ¬q}, ∅

Všechny vzájemně neekvivalentní premisy formule p ⇔ q (obsahující pouze výrokové symboly p, q) jsou

* {¬p ⋁ q, p ⋁ ¬q}, {¬p ⋁ q}, {p ⋁ ¬q}, ∅
* {¬p ⋁ q, p ⋁ ¬q, p ⋁ q, ¬p ⋁ ¬q}
* **{p ⇔ q}, {p ⇔ q, p ⋁ q}, {p ⇔ q, ¬p ⋁ ¬q}, {p ⋀ ¬p}**

Všechny vzájemné neekvivalentní premisy formule p ⇔ q (obsahující pouze výrokové symboly p,q) jsou

* **¬∀xP(x) ⇔ ∃x¬P(x)**
* ∀xP(x) ⇔ ∃x¬P(x)
* ¬∀xP(x) ⇔ ¬∃x¬P(x)

Prázdná klazule ◻ je

* vždy pravdivá
* **vždy nepravdivá**
* pravdivá podle vstupní množiny klauzulí

Pro formuli F = p ⇒ p označte pravdivé tvrzení:

* Prázdná množina formulí není premisou F.
* Množina {¬(p ⇒ p)} není premisou F.
* **Libovolná množina formulí je premisou F**.

Pro formuli F = p ⋁ ¬p označte pravdivé tvrzení:

* Prázdná množina formulí není premisou F.
* Množina {p ⋁ ¬p} není premisou F.
* **Libovolná množina formulí je premisou F**.

Negaci věty “Na každém hradě straší bílá paní” je věta

* **Na některých hradech bílá paní nestraší.**
* Na některých hradech bílá paní straší.
* Na žádném hradě bílá paní nestraší.

Pro spojky NAND (negace konjunkce) a NOR (negace disjunkce) platí

* ((p NAND p) NOR p) je tautologie
* ((p NAND p) NOR (p NOR p)) je tautologie
* **((p NOR p) NAND p) je tautologie**

Pro spojku NAND(negace konjunkce) platí

* **(p NAND (p NAND p)) je tautologie**
* (p NAND (p NAND p)) je kontradikce
* (p NAND p) je kontradikce

Úplná normální konjunktivní forma formule r ⋀ (¬p ⋁ q) je

* (p ⋀ q ⋀ r) ⋁ (p ⋀ ¬q ⋀ r) ⋁ (¬p ⋀ q ⋀ ¬r) ⋁ (¬p ⋀ q ⋀ r)
* **(p ⋁ q ⋁ r) ⋀ (p ⋁ ¬q ⋁ r) ⋀ (¬p ⋁ q ⋁ ¬r) ⋀ (¬p ⋁ q ⋁ r) ⋀ (¬p ⋁ ¬q ⋁ r)**
* (p ⋁ ¬q ⋁ r) ⋀ (¬p ⋁ q ⋁ ¬r) ⋀ (p ⋁ q ⋁ r) ⋀ (¬p ⋁ ¬q ⋁ r) ⋀ (¬p ⋁ q ⋁ ¬r)

Implikace ∀xA(x) ⇒ ∃xA(x)

* **platí jen pro neprázdnou doménu**
* platí vždy
* neplatí nikdy

Pro lineární rezoluční strom platí, že

* **právě odvozená klauzule musí být použita v bezprostředně následujícím rezolučním kroku**
* právě odvozená klauzule musí být použita v některém z následujících rezolučních kroků, ne však nutně v bezprostředně následujícím.
* právě odvozená klauzule nemusí být použita v bezprostředně následujícím rezolučním kroku.

Pro lineární rezoluční strom platí, že

* střední klauzule se nesmí později použít jako klauzule boční.
* **střední klauzule se může později použit jako klauzule boční**
* alespoň jedna střední klauzule se musí později použít jako klauzule boční.

Uvažujte následující program v Prologu:  
 s(X,Y,1):- s(Y,1,X).  
s(1,1,1).  
Volání cíle ?- s(X,Y,Z).

* uspěje, výsledkem je X=1, Y=1, Z=1
* skončí neúspěchem
* **vede k zacyklení**

Mějme množinu formulí ve normální form*ě:* S = { P(0), ¬P(g(x)) V Q(f(x))}. Který z následujících výrazů nepatří do Herbrandovy báze B(S)?

* P(g(f(0)))
* Q(f(g(0)))
* **P(0, f(0))**

Nechť P je formule v predikátové logice, která není kontradikcí ani tautologií. Potom

* existuje buď alespoň jedna formule v prenexové konjunktní formě s ní ekvivalentní, nebo alespoň jedna formule v prenexové disjunktní normální formě s ní ekvivalentní, ale ne obě zároveň
* existuje právě jedna formule v prenexové konjunktní normální formě s ní neekvivalentní (až na pojmenování proměnných)
* **existuje alespoň jedna formule v prenexové konjunktní normální formě s ní ekvivalentní**

Mějme množinu formulí ve Skolemově normální formě: S = { P(g(0)), ¬P(g(x)) V Q(f(x))}. Který z následujících výrazů patří do každého Herbrandova modelu M(S)?

* **Q(f(0))**
* P(0)
* Q(g(0))

V SLD stromu prologovského programu  
p(X):- r(X). r(X):- q(X). r(a). r(b).  
pro cíl ?- p(Y).

* **jsou dvě úspěšné větve a jedna neúspěšná**
* jsou dvě neúspěšné větve a jedna úspěšná
* není žádná neúspěšná větev

Nejobecnějším unifikátorem množiny {P(x,y), P(a,f(x))} (kde a je konstanta, x,y jsou proměnné) je:

* **{x/a, y/f(a)}**
* množinu nelze unifikovat
* {x/a, y/f(x)}

Mějme množinu formulí ve Skolemově normální formě: S = { P(f(a)), R(b), ¬R(x) V ¬P(x)}. Který z následujících výrazů nepatří do žádného Herbrandova modelu M(S)?

* **P(b)**
* R(f(b))
* P(a)

Výsledkem aplikace (substitucí na výraz) P(x,y) {x/y} {y/a} (kde a je konstanta, x,y jsou proměnné) je výraz

* P(y,a)
* P(y,y)
* **P(a,a)**

Výsledkem unifikace množiny {P(a,b), P(c,d), P(a,d)} (kde *a,b,c,d* jsou konstanty) je:

* prázdná substituce
* **množinu nelze unifikovat**
* unifikátorem je {c/a, b/d}

Nejlevější větev SLD stromu prologovského programu

q(X):- p(X). p(a). p(X):- q(X).

pro cíl ?- q(Y).

* je neúspěšná
* **je úspěšná**
* je nekonečná

Mějme množinu formulí ve Skolemově normální formě: S = { P(a,b), ¬P(x,y) V P(y,x)}. Který z následujících výrazů patří do každého Herbrandova modelu M(S)?

* P(b,b)
* P(a,a)
* **P(b,a)**

Nejobecnějším unifikátorem množiny {R(a,f(y)), R(y,x)} (kde *a* je konstanta, *x,y* jsou proměnné) není:

* {x/f(a), y/a}
* **{x/f(y), y/a}**
* {x/f(y)} {y/a}

Pro program v Prologu  
p(X):- q(Y). q(X):- p(Y). p(a). p(b). p(c).  
a cíl ?-p(Z). platí

* volání cíle uspěje jen jednou, výsledkem je Z=a
* **volání cíle vede k zacyklení**
* volání cíle uspěje opakovaně (po zadaném středníku) postupně s výsledky Z=a; Z=b; Z=c

Mějme množinu formulí ve Skolemově normální formě: S = {P(0,1), ¬P(x,y) V R(f(x,y))}. Který z následujících výrazů patří do Herbrandova univerza U(S)?

* f(f(0), f(1))
* f(P(0,1),0)
* **f(f(0,0),1)**

Mějme množinu formulí ve Skolemově normální formě: S = { P(0,0), Q(0,1), ¬Q(x,y) V ¬P(x,y)}. Který z následujících výrazů nepatří do žádného Herbrandova modelu M(S)?

* Q(0,1)
* **Q(0,0)**
* Q(1,1)

Možnou rezolventou klauzulí {P(a, f(x,a)), P(y,z)} a {¬P(v,f(w,v)), ¬P(v,u)} (kde *a* je konstanta, *u,v,w,x,y,z* jsou proměnné) je

* {¬P(f(a,a), f(x,a))}
* {¬P(v,f(w,v)), ¬P(v,u)}
* **{¬P(a,u)}**

Možnou rezolventou klauzulí {P(a, f(x,a)), P(y,z)} a {¬P(v,f(w,v)), ¬P(v,u)} (kde *a* je konstanta, *u,v,w,x,y,z* jsou proměnné) je

* {¬P(f(x,a), a)}
* **(prázdná klauzule)**
* {P(a, f(x,a)), ¬P(v,f(w,v)), ¬P(v,u)}

Nechť P je formule v predikátové logice, která není kontradikcí, ani tautologií. Potom

* **existuje alespoň jedna formule v prenexové konjunktní normální formě s ní ekvivalentní**
* existuje právě jedna formule v prenexové konjunktní normální formě s ní neekvivalentní (až na pojmenování proměnných)
* existuje buď alespoň jedna formule v prenexové konjunktní normální formě s ní ekvivalentní, nebo alespoň jedna formule v prenexové disjunktní normální formě s ní ekvivalentní, ale ne obě zároveň

Výsledkem kompozice substitucí {x/y} {y/f(z)} {z/u} je substituce

* {x/f(u)}
* {x/y, y/f(z), z/u}
* **{x/f(u), y/f(u), z/u}**

Mějme množinu formulí ve Skolemově normální formě: S = { P(a), ¬P(g(x)) V Q(f(x))}. Který z následujících výrazů nepatří do Herbrandova univerza U(S)?

* **f(f(a), g(a))**
* f(g(f(a)))
* f(g(a))

Mějme množinu formulí ve Skolemově normální formě: S = { P(a,b), ¬P(x,y) V R(f(x,y))}. Který z výrazů patří do Herbrandovy báze B(S)?

* **P(f(a,a),b)**
* R(f(a,b), P(a,b))
* ¬P(a, f(b,a))

Výsledkem aplikace (substituce na výraz) R(y,x){x/y, y/a} (kde *a* je konstanta, *x,y* jsou proměnné) je výraz:

* R(a,a)
* R(y,y)
* **R(a,y)**

Mějme následující program v Prologu:  
c(X,0):- c(0,X).  
c(0,0).  
c(0,1).  
Který cíl uspěje?

* **?- c(1,0).**
* ?- c(X,0).
* ?- c(0,0).

V 3-hodnotové Lukasziewiczově logice je pravdivostní funkce pro implikaci val(p => q) definována

* min{1,1+val(p)-val(q)}
* **min{1,1-val(p)+val(q)}**
* max{1-val(p), val(q)}

Ve fuzzy logice pro pravdivostní hodnoty výroků p,q,r val(p)=1, val(q)=0.5, val(r)=0.2 platí, že  
val(¬(p=>q) ⋁ r) je

* 1
* 0
* **0.5**

Pro konstanty a,b,c a proměnné X,Y platí, že generalizací literálu p(a,b,X) je

* **p(a,Y,X)**
* p(a,Y,b)
* p(a,b,c)

Který z následujících výroků není pravdivý?

* □A => ¬◊¬A
* □(A => B) => (□A => □B)
* **◊A => □A**

Všechny vzájemně neekvivalentní logické důsledky množiny { p, ¬p } jsou

* **všechny vzájemně neekvivalentní správně utvořené formule výrokové logiky**
* p, ¬p, p ⋁ ¬p
* ¬p ⋁ p, p ⋁ ¬p, (¬p ⋁ p) ⋀ (p ⋁ ¬p)

V 3-hodnotové Lukasziewiczově logice pro val(p)=1, val(q)=0.5 má pravdivostní hodnotu 1 formule

* p ⋀ ¬q
* p ⋀ q
* **p ⋁ q**

Formule □(A => B) => (□A => □B)

* **je vždy pravdivá (tautologie)**
* je pravdivá jen pro některá A,B
* není nikdy pravdivá

Pro konstanty a,b,c a proměnné X,Y platí, že specializací literal p(a,X,Y) je

* p(X,X,X)
* p(X,b,Y)
* **p(a,X,a)**

Mějme tautologii T a libovolnou formuli F výrokové logiky. Pak platí

* T |= F
* **F |= T**
* |= F ⋀ T