**Твердження**. Множина диз’юнктів суперечлива тоді і тільки тоді, коли для кожної інтерпретації I існує по крайній мірі один основний приклад С′ деякого диз’юнкта C з S, фальшивий в інтерпретацї I.

1. Множина диз’юнктів S = {¬P(x) ∨ Q(f(x))} не є суперечливою. Довести.

Підказка: побудувати H-інтерпретацію, для якої не існує фальшивого основного приклада.

1. Множина диз’юнктів S = {P(x), ¬P(а)} є суперечливою. Довести.

Підказка: врахувати, що число H-інтерпретацій скінченне.

**Теорема** (Ербрана). Для того, щоб множина диз’юнктів була суперечливою необхідно і достатньо, щоб існувала скінченна суперечлива множина основних прикладів диз’юнктів.

1. Множина диз’юнктів S = {P(x), ¬P(f(x))} є суперечливою. Довести.
2. Множина диз’юнктів S = {¬P(x) ∨ Q(f(x),x), ¬P(g(b)), ¬Q(y,z)} є суперечливою. Довести.

Підказка: алгоритм знаходження суперечливої множини основних прикладів диз’юнктів.

1. Нехай I0 - довільна інтерпретація
2. Знаходимо основний приклад C0, фальшивий в даній інтерпретації.
3. Розглядаємо інтерпретацію I1, в якій С0 буде істинним і знаходимо основний приклад C1, фальшивий в даній інтерпретації.
4. Якщо такої інтерпретації немає, то множина {C0}є скінченною суперечливою множиною основних прикладів диз’ юнктів.
5. Розглядаємо інтерпретацію I2, в якій значення С0 ∧ С1 буде істиною і знаходимо основний приклад С2, фальшивий в даній інтерпретації.
6. Якщо такої інтерпретації немає, то множина {C0, С1}є скінченною суперечливою множиною основних прикладів диз’ юнктів.
7. І так далі. Процес закінчується, оскільки кількість диз’юнктів скінченна.

**Теорема** (повнота методу резолюцій). Множина S диз’юнктів суперечлива тоді і тільки тоді, коли існує виведення пустого диз’юнкта.

1. Формула ∀x(F(x)→G(x)) → (∀xF(x) →∀xG(x)) є тавтологією. Довести.